

**UNIVERSITÄT LEIPZIG**

**Institut für Produktionswirtschaft  
und Industrielle Informationswirtschaft**

Marschnerstraße 31, 04109 Leipzig

Tel.: 0341/4941-182, Fax: -125

Arbeitsbericht Nr. 11

**Petrietzbasierte Modellierung  
komplexer Produktionssysteme**

**Band 6: Erweiterungen  
von Synthetischen Netzen**

von

Univ.-Prof. Dr. Stephan Zelewski

<zelewski@hpswifa.wifa.uni-leipzig.de>

Leipzig 1995

Alle Rechte vorbehalten.

## Inhaltsverzeichnis zu Band 2

	Seite
<b>6</b>	<b>Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze . . .</b> 1
<b>6.1</b>	<b>Überblick . . . . .</b> 1
<b>6.2</b>	<b>Erschließung der Ausdruckskraft von TURING-Automaten . . . . .</b> 3
6.2.1	Nulltestfähigkeit . . . . . 3
6.2.2	Schaltprioritäten . . . . . 19
6.2.3	Variable Kantengewichte . . . . . 35
<b>6.3</b>	<b>Universalisierung der Schaltlogik von Transitionen . . . . .</b> 44
6.3.1	Erweiterung der Verknüpfungslogik . . . . . 44
6.3.2	Erweiterung der Schaltvorschrift . . . . . 64
6.3.3	Erweiterung der modallogischen Schaltregelqualität . . . . . 75
<b>6.4</b>	<b>Semiotische Bereicherung von Netzmodellen . . . . .</b> 107
6.4.1	Semantische Erweiterungen . . . . . 107
6.4.2	Pragmatische Erweiterungen . . . . . 115
<b>6.5</b>	<b>Explizite Einbindung des Zeitaspekts . . . . .</b> 118
6.5.1	Überblick . . . . . 118
6.5.2	Netzkonstrukte für zeitverbrauchende Prozesse . . . . . 130
6.5.3	Netzkonstrukte für Fristen . . . . . 145
6.5.4	Netzkonstrukte für eine zentrale Systemuhr . . . . . 167
<b>6.6</b>	<b>Erwägung stochastischer Netzdeterminanten . . . . .</b> 178
	Literaturverzeichnis zu Band 6 . . . . . 192

## 6 Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze

### 6.1 Überblick

Bisher wurde das Kernkonzept Synthetischer Netze als ein kohärenter, in sich abgeschlossener Ansatz für die Modellierung komplexer Produktionssysteme entfaltet. Es besitzt wohldefinierte Schnittstellen sowohl hinsichtlich der Modellkonzeptualisierung als auch bezüglich der Modellimplementierung. Darüber hinaus wurden vielfältige Auswertungstechniken für Netzmodelle vorgestellt. Anschließend werden Erweiterungen dieses Kernkonzepts eingeführt<sup>1)</sup>. Sie dienen ausschließlich dem Zweck, die Ausdrucksmächtigkeit und den Modellierungskomfort<sup>2)</sup> des Kernkonzepts zu vergrößern<sup>3)</sup>. Die Bereicherungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze erstrecken sich auf fünf verschiedene Ebenen:

- ❑ Erschließung der Ausdruckskraft von TURING-Automaten;
- ❑ Universalisierung der Schaltlogik von Transitionen;
- ❑ semiotische Anreicherung von Netzmodellen in semantischer und pragmatischer Hinsicht;
- ❑ explizite Einbindung des Zeitaspekts;
- ❑ Erwägung stochastischer Netzdeterminanten.

Auf eine vollständige Formalisierung der Konzepterweiterungen wird verzichtet. Sie würde die formale Definition Synthetischer Netze erheblich aufblähen, ohne die Definitionsstruktur um wesentliche Aspekte zu bereichern<sup>4)</sup>. Da von einer umfassenden Formalisierung abgesehen wird, ist es nicht mehr möglich, für die Schnittstelle zur Modellkonzeptualisierung ähnliche Transformationsmethoden anzugeben, wie sie im Rahmen des Kernkonzepts präsentiert wurden. Aus dem gleichen Grund werden die systematische Implementierung<sup>5)</sup> und Auswertung<sup>6)</sup> von erweiterten Netzen nicht weiter verfolgt.

Alle neuartigen Konstrukte für Synthetische Netze werden auf der Grundlage operationaler Objektmodelle konzipiert. Dies entspricht der früher gerechtfertigten Präferenz für die Objektmodellierung mit der Hilfe von Produktionsregeln. Darüber hinaus würde es eine aufwendige Aufwandsverdopplung bedeuten, wenn die Konzepterweiterungen zusätzlich für deklarative Objektmodelle vorgelegt würden<sup>7)</sup>. Da hiervon keine wesentlichen Bereicherungen des Modellierungskonzepts zu erwarten sind, wird dies von vornherein unterlassen<sup>8)</sup>.

### Anmerkungen zum Kapitel:

- 1) Konstrukte aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze werden des öfteren auch als "gewöhnliche" Netzkonstrukte bezeichnet, wenn sie von denjenigen neuartigen Konstrukten abgegrenzt werden sollen, die im folgenden vorgestellt werden. Beispielsweise werden an späterer Stelle die Transitionen aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze als "gewöhnliche" Transitionen gegenüber den Transitionen mit erweiterter Verknüpfungslogik abgehoben.
- 2) Der Aspekt des Modellierungskomforts wurde bisher noch nicht ausdrücklich angesprochen. Er erstreckt sich - in einer ersten groben Annäherung - auf die Möglichkeit, kompakte und transparente Modelle zu gestalten. Ein Modellierungskonzept erweist sich daher komfortabler als ein Referenzkonzept, wenn es gelingt, das gleiche Modellierungsobjekt auf kompaktere oder transparentere Weise zu repräsentieren, als es vom Referenzkonzept zugelassen wird. Im Gegensatz dazu erstreckt sich die Ausdruckskraft eines Modellierungskonzepts auf seine Fähigkeit, Aspekte eines Modellierungsobjekts zu repräsentieren, die von einem Referenzkonzept überhaupt nicht ausgedrückt werden können. Die Ausdruckskraft von Konzepterweiterungen wird zunächst aus der Perspektive der TURING-Mächtigkeit intensiver gewürdigt. Der Modellierungskomfort steht dagegen im Vordergrund, wenn die Schaltlogik von Transitionen erweitert wird. Oftmals ist eine Steigerung des Modellierungskomforts auch mit einer Erhöhung der Ausdruckskraft verbunden. Dies wird z.B. bei der Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen deutlich.
- 3) Dies entspricht hinsichtlich der Ausdrucksmächtigkeit dem eingangs vorausgesetzten Primat reichhaltiger Modellkonstruktionen gegenüber effizienten Modellauswertungen. Der Modellierungskomfort stellt dagegen eine Determinante der Modellierungsgüte dar. Auf die Güte von Modellierungskonzepten wird später ausführlicher eingegangen.
- 4) Der Verf. beschränkt sich darauf, bei der Vorstellung konzeptioneller Neuerungen nur anzudeuten, wie sie sich in eine formale Netzdefinition einbetten lassen.
- 5) Es wird nur an einigen Stellen exemplarisch skizziert, wie sich die Konstrukte der Konzepterweiterungen im Rahmen der Programmiersprache PROLOG implementieren lassen.
- 6) Auf die Auswertung von erweiterten Synthetischen Netzen kann die Technik der Erreichbarkeitsanalyse weiterhin ohne grundsätzliche Modifizierungen angewendet werden. Da die Erreichbarkeitsanalyse bereits als dominante Auswertungstechnik herausgestellt wurde, erübrigt es sich, auf andere Auswertungstechniken näher einzugehen. Am Rande wird jedoch darauf hingewiesen, daß alternative Ansätze für die Auswertung von Netzmodellen schon beim Übergang von Stelle/Transition-Netzen zu Höheren Netzen (Prädikat/Transition-Netzen) Schwierigkeiten stoßen. Dies wurde beispielsweise bei der Erörterung der Invariantenanalyse angesprochen. Diese Anwendungsprobleme der alternativen Auswertungstechniken fallen tendenziell nur noch größer aus, wenn vom Kernkonzept Synthetischer Netze zu dessen Erweiterungen fortgeschritten wird. Die zunehmenden Schwierigkeiten beruhen u.a. darauf, daß die größere Ausdrucksmächtigkeit von TURING-Automaten und modallogische Besonderheiten beachtet werden müßten. Nur die Auswertung von Erreichbarkeitsgraphen verhält sich gegenüber allen nachfolgend thematisierten Bereicherungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze invariant. Diese Auswertungsflexibilität rechtfertigt nachträglich die frühere Entscheidung zugunsten der Erreichbarkeitsanalyse von Netzen.
- 7) Die Aufwandsverdopplung wäre zum Teil sogar abundant. Dies gilt zumindest für die Ausweitung der Verknüpfungslogik von Transitionen. Denn nur in operationalen Netzmodellen wurde die Verknüpfungslogik im Kernkonzept auf rein konjunktive Verknüpfungen der involvierten prädikatenlogischen Formeln beschränkt. Für deklarative Netzmodelle ließ das Kernkonzept jedoch bereits von Anfang an alle prädikatenlogischen Junktoren für Verknüpfung von Teilformeln zu. Dies schloß z.B. auch ad- und disjunktive Formelverknüpfungen ein. Daher wäre es vollkommen überflüssig, für deklarative Netzmodelle eine nachträgliche "Erweiterung" ihrer Verknüpfungslogik anstreben zu wollen.
- 8) Darüber hinaus drohen die Konzepterweiterungen, wesentliche Auswertungsoptionen von Netzmodellen zu zerstören, falls sie auf deklarative Netzmodelle angewendet werden. Dies gilt insbesondere für das früher erörterte Netztheorem. Seine Anwendungsmöglichkeit ist nur so lange gesichert, wie sich die deklarativen Netzmodelle im Rahmen des Kernkonzepts bewegen. (Strenggenommen müssen dabei auch alle Informationsstellen und -kanten sowie alle 1-Schleifen ausgeschlossen werden.) Sobald Konzeptbereicherungen wie Inhibitorkanten oder obligatorische Transitionen eingeführt werden, läßt sich das Netztheorem nicht mehr anwenden. Daher werden in dieser Arbeit deklarative Netzmodelle auf den Bereich des Kernkonzepts Synthetischer Netze beschränkt.

## 6.2 Erschließung der Ausdruckskraft von TURING-Automaten

### 6.2.1 Nulltestfähigkeit

Aus der Sicht der Komplexitätstheorie stellen Netze zunächst sehr einfache formale Objekte dar. Dies gilt nicht nur für Stelle/Transition-Netze. Vielmehr trifft es ebenso auf Synthetischen Netze zu, solange sie das Ausdrucksvermögen des zuvor entfalteten Kernkonzepts nicht überschreiten.

Die Einfachheit des formalen Objekts "Netz" wird aus komplexitätstheoretischer Perspektive auf das Konzept der TURING-Automaten<sup>1)</sup> zurückgeführt. Deterministische<sup>2)</sup> TURING-Automaten konstituieren einen Idealtypus<sup>3)</sup> informationsverarbeitender Automaten, der sich durch seine simple, aber bereits erstaunlich leistungsfähige Funktionsweise auszeichnet. Jeder TURING-Automat kann Informationen von einem externen, eindimensionalen Speicher<sup>4)</sup> einlesen, mit der Hilfe eines kleinen Satzes atomarer Operationen verarbeiten und die Ergebnisse auf den externen Speicher zurückschreiben. Er läßt sich im Rahmen jeder üblichen höheren Programmiersprache durch eine geringe Anzahl elementarer Programmbefehle implementieren. Seitens der Komplexitätstheorie wird ein Problem - grob gesprochen - als "einfach" klassifiziert, falls es von einem deterministischen TURING-Automaten mit einem Ressourceneinsatz bewältigt werden kann, der mit der Problemgröße in polynomial beschränkter Weise anwächst<sup>5)</sup>. Entsprechend werden formale Objekte, deren Ausdruckskraft nur für die Formulierung solcher polynomial beschränkten Probleme ausreicht, als einfache Objekte bezeichnet.

Synthetische Netze<sup>6)</sup> stellen jedoch *sehr* einfache formale Objekte dar. Denn sie bringen noch nicht einmal die Formulierungsmächtigkeit<sup>7)</sup> von TURING-Automaten auf<sup>8)</sup>: Es ist unmöglich, im Rahmen dieser Netze Sachverhalte auszudrücken, die durch negativ-bedingte Aktionsanweisungen von TURING-Automaten erfaßt werden<sup>9)</sup>. Eine solche Aktionsanweisung läßt sich aber in jeder höheren Programmiersprache mit einfachsten Mitteln implementieren: Es braucht lediglich ein bedingter Sprungbefehl mit einem Aktionsaufruf kombiniert zu werden. Die Aktion wird nur dann ausgeführt, wenn die Sprungbedingung *nicht* erfüllt ist; andernfalls wird an eine andere Programmstelle verzweigt ("gesprungen"). Dies entspricht aus logischer Sicht der Prüfung, ob eine prädikatenlogische Formel, mit deren Hilfe die Sprungbedingung ausgedrückt wird, nicht gültig ist<sup>10)</sup>. Da sich dieser Sachverhalt mit der Hilfe von Synthetischen Netzen nicht ausdrücken läßt, können sie das Komplexitätsniveau der einfachen, polynomial beschränkten Probleme nicht vollständig ausschöpfen. Dieser erstaunliche<sup>11)</sup> Mangel der Ausdruckskraft von Synthetischen Netzen wird anschließend näher erläutert<sup>12)</sup>.

In Synthetischen Netzen werden atomare prädikatenlogische Formeln mit Stellen assoziiert, indem die Stellen mit zugehörigen Prädikatssymbolen beschriftet werden. Die Gültigkeit einer solchen Formel wird jeweils durch die Markierung der zugehörigen Stelle repräsentiert<sup>13)</sup>. Dagegen ist für das Prädikatssymbol kein gültiges Formelvorkommen bekannt, falls sich auf der assoziierten Stelle keine Markenkopie befindet. Es wird angenommen, daß sich die Sprungbedingung einer negativ-bedingten Aktionsanweisung durch genau eine atomare prädikatenlogische Formel ausdrücken läßt<sup>14)</sup>. Daher kann die Sprungbedingung durch eine Stelle repräsentiert werden, die mit dem Prädikatssymbol für die atomare Formel der Sprungbedingung beschriftet ist (Sprungstelle). Darüber hinaus wird unterstellt, daß sich die gegebenenfalls auszuführende Aktion als Schaltwirkung einer Transition darstellen läßt (Aktionstransition)<sup>15)</sup>. Die Sprungstelle gehört dann zum Informationsbereich der Aktionstransition<sup>16)</sup>. Unter diesen Voraussetzungen könnte eine negativ-bedingte Aktionsanweisung in einem Netz genau dann modelliert werden, wenn es möglich wäre, die Aktivierungsbedingung der Aktionstransition an die Nichtmarkierung der Sprungstelle zu koppeln: Diese Transition darf nur dann aktiviert sein<sup>17)</sup>, wenn sich auf der Sprungstelle *keine* Markenkopie befindet. Dies entspricht einem arithmetischen "Nulltest", d.h. der Abfrage, ob die Anzahl der Markenkopien auf der ausgezeichneten Sprungstelle den Wert

"Null" annimmt. Daher wird hier die Fähigkeit zur Modellierung von negativ-bedingten Aktionsanweisungen als Nulltestfähigkeit von Netzen thematisiert.

Mit Hilfe der Aktivierungsbedingung von Transitionen lassen sich in Synthetischen Netzen<sup>18)</sup> im allgemeinen Fall keine Nulltests ausführen. Denn stets wird nur überprüft, ob auf den Einflußstellen einer Transition eine *positive* Mindestanzahl von Markenkopien vorhanden ist<sup>19)</sup>. Zwar sind Hilfskonstruktionen möglich, die einen Nulltest mittelbar zulassen<sup>20)</sup>. Doch gelten diese Konstruktionen nur für den Sonderfall, daß die Sprungstelle, die zur Modellierung einer negativ-bedingten Aktionsanweisung gehört, eine *beschränkte* Markenkapazität besitzt<sup>21)</sup>. Darüber hinaus handelt es sich um artifizielle Konstrukte, die dem Postulat einer möglichst "natürlichen" Modellierung zuwiderlaufen<sup>22)</sup>. Schließlich führen die Hilfskonstruktionen zu einer Aufblähung des Netzzumfangs, der die Transparenz von Netzmodellen beeinträchtigt<sup>23)</sup>. Aus den vorgenannten Gründen<sup>24)</sup> verzichtet der Verf. darauf, die eingeschränkte Nulltestfähigkeit der vorgenannten Hilfskonstruktionen zu benutzen. Daher bietet das Kernkonzept Synthetischer Netze zunächst überhaupt keine Möglichkeit, negativ-bedingte Aktionsanweisungen darzustellen.

Die fehlende Nulltestfähigkeit von Synthetischen Netzen bedeutet jedoch eine beträchtliche Einschränkung ihres Ausdrucksvermögens. Dies gilt nicht nur im Hinblick auf jene eingangs angesprochenen Formalprobleme, die den Komplexitätstheoretischen Studien von TURING-Automaten zugrundeliegen. Es betrifft ebenso die Modellierung von realen Problemen aus dem Bereich der Prozeßkoordinierung in komplexen Produktionssystemen<sup>25)</sup>.

Daher wird das Kernkonzept Synthetischer Netze um einen neuartigen Kantentyp bereichert. Er ermöglicht es zu überprüfen, ob sich auf einer Stelle aus dem Informationsbereich einer Transition *keine* Markenkopien befinden. Es handelt sich um die "Nulltest-" oder "Inhibitorkanten"<sup>26)</sup>. Jede Inhibitorkante wird hier zunächst als eine Informationskante ausgestaltet. Daher ist sie immer von einer Stelle  $s_m$  zu einer Transition  $t_n$  gerichtet<sup>27)</sup>. Darüber hinaus verhindert die Inhibitorkante  $(s_m, t_n)$  die Aktivierung der Transition  $t_n$  genau dann, wenn sich auf der Stelle  $s_m$  keine Markenkopien befinden. Dadurch realisiert sie einen Nulltest für die aktuelle Markierung der Informationsstelle  $s_m$ . Diese inhibitorische Qualität kommt den früher vorgestellten Informationskanten grundsätzlich nicht zu.

Eine Inhibitorkante  $(s_m, t_n)$  wird in der graphischen Visualisierung eines Netzes auf den ersten Blick wie jede Informationskante durch eine gerichtete, aber unterbrochene Kante dargestellt. Zusätzlich erhält sie aber in ihrem Ursprung an der Stelle  $s_m$  einen kleinen Kreis. Er dient als mnemotechnischer Verweis auf den "0"-Test der Markenanzahl, die sich auf der Stelle  $s_m$  unter der aktuellen Netzmarkierung befindet. Das Gewicht der Inhibitorkante ist die leere Multimenge "{}", die überhaupt keine prädikatenlogischen Formelvorkommnisse enthält. Dieses Kantengewicht kann in der Netzgraphik als Kantenanschrift verwendet werden. Ebenso läßt sich darauf verzichten<sup>28)</sup>. In dieser Arbeit wird die letztgenannte Darstellungsalternative bevorzugt<sup>29)</sup>.

In der Netzlegende wird dagegen die Deklaration der Transaktion, die zur Transition  $t_n$  gehört, um eine spezifische Testbedingung erweitert. Sie drückt aus, daß die Faktenmenge desjenigen Prädikatssymbols  $\text{Prä}_u(\text{sort}_1 \dots \text{sort}_{K_u})$ <sup>30)</sup>, dessen Namen der Stelle  $s_m$  durch  $\text{bsp}(s_m) = \text{Prä}_u$  zugeordnet ist, für eine Aktivierung der Transition  $t_n$  unter der Markierung  $M_r$  mit der leeren Multimenge zusammenfallen muß:  $\text{FAK}_{u,r} = \{\}$ . Diese Bedingung läßt sich in das allgemeine Übergangsschema  $\text{ÜS}$  integrieren, das früher für das Schalten von Transitionen in Synthetischen Netzen vorgestellt wurde. Sie kann dort als Prätestbedingung " $\text{FAK}_{u,r} = \{\}$ " unmittelbar berücksichtigt werden. Die Testbedingung  $\text{FAK}_{u,r} = \{\}$  läßt sich in äquivalenter Weise durch eine Notation darstellen, die schon an früherem Ort für die Nichtmarkierung einer Stelle eingeführt wurde:

$$\begin{aligned} & \text{FAK}_{u,r} = \{\} \\ \Leftrightarrow & \quad \forall (X_1 \in \text{OB}_1) \dots \forall (X_{K_u} \in \text{OB}_{K_u}): \text{fakt}_t(0, \text{prä}_u(X_1, \dots, X_{K_u})) \end{aligned}$$

In der Legende eines Netzes wird zunächst nur die erste Notationsweise der leeren Faktenmenge  $FAK_{u,r}$  verwendet. Dafür sprechen ihre Kompaktheit und Anschaulichkeit. Darüber hinaus wird auf den zweiten Teil des Subskripts "u.r" verzichtet, der auf die aktuelle Netzmarkierung  $M_r$  verweist. Denn das o.a. allgemeine Übergangsschema  $\dot{U}S$  wird ohnehin immer nur auf die jeweils aktuelle Markierung  $M_r$  angewendet. Für eine Inhibitorkante wird also in der Netzlegende nur die Testbedingung  $FAK_u = \{ \}$  angeführt. Trotz dieser Selbstbeschränkung bleibt die äquivalente Notationsweise für die Testbedingung bei Inhibitorkanten nicht unfruchtbar. Vielmehr läßt sie sich nutzen, um das Konstrukt der Inhibitorkanten zu verallgemeinern. Darauf wird in Kürze zurückgekommen.

Zunächst wird aber in Abb. 105 die graphische Darstellungsweise einer "gewöhnlichen" Inhibitorkante präsentiert. Dabei wird eine negativ-bedingte Aktionsanweisung wiedergegeben. Ihre Sprungbedingung wird durch eine Stelle  $s_b$  repräsentiert, die mit dem einstelligen Prädikatsymbol "Sprungbedingung" beschriftet ist. Von ihr aus weist eine Inhibitorkante zu der Transition  $t_a$  für die negativ-bedingte Aktionsanweisung. Auf der Stelle  $s_r$  mit dem einstelligen Prädikatssymbol "Aktionsresultat" wird die Kopie " $m_r$ " einer Attributmarke abgelegt. Bei der Aktionsausführung werden ihr aktionsspezifische Attributausprägungen zugewiesen. Unmittelbar anschließend ist die zugehörige Netzlegende aufgeführt. Sie wurde geringfügig vereinfacht, um die hier irrelevanten Aspekte der Markenkonstitution auszublenden.

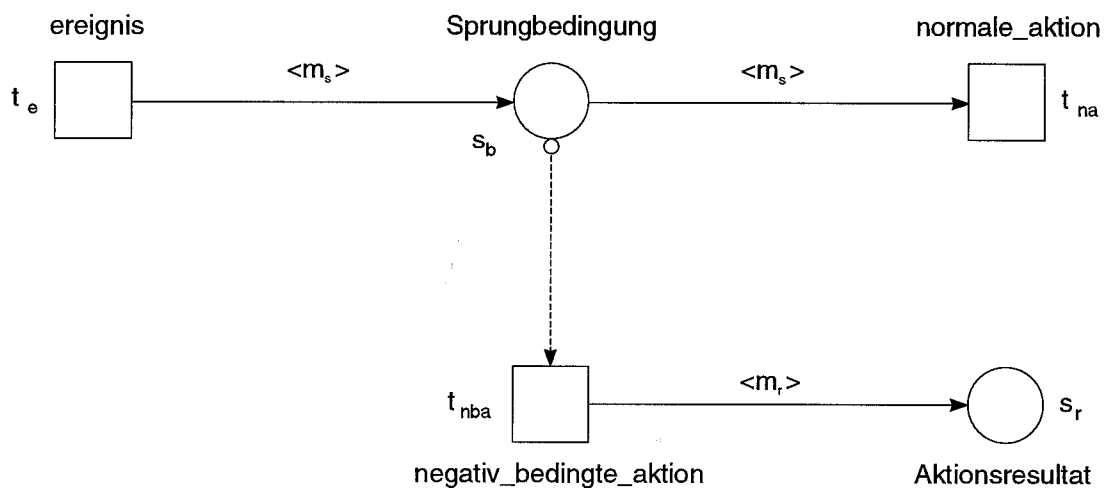


Abb. 105: Inhibitorkante (Nulltestkante) für eine negativ-bedingte Aktionsanweisung

Netzlegende: (vereinfacht)

Marken/Operationssymbole:

$\langle m_r \rangle \approx \text{resultat} = \text{attributmarke}_r(\dots)$

$\langle m_s \rangle \approx \text{sorte} = \text{attributmarke}_s(\dots)$

Stellen/Prädikatssymbole:

$s_b$ : Sprungbedingung(sorte)  
markenkapazität<sub>b</sub> =  $\omega$

$s_r$ : Aktionsresultat(resultat)  
markenkapazität<sub>r</sub> =  $\omega$

Transitionen/Transaktionen:

$t_{nba}$ : negativ\_bedingte\_aktion  
FAK<sub>Sprungbedingung</sub> = { }  
 $\langle m_r \rangle \approx \text{aktionsresultat}(\text{attributmarke}_r(\dots))$

$t_e$ : ereignis  
 $\langle m_s \rangle \approx \text{Sprungbedingung}(\text{attributmarke}_s(\dots))$

$t_{na}$ : normale\_aktion  
 $\langle m_s \rangle \approx \text{Sprungbedingung}(\text{attributmarke}_s(\dots))$

Synthetische Netze werden durch die Einführung von Inhibitorkanten um die Eigenschaft der Nulltestfähigkeit bereichert. Denn jede negativ-bedingte Aktionsanweisung läßt sich nunmehr modellieren durch:

- eine Transition  $t_n$ , welche die auszuführende Aktion repräsentiert,
- eine Stelle  $s_m$  aus dem Informationsbereich der Transition, deren aktuelle Markierung den Gültigkeitsstatus derjenigen Formel wiedergibt, mit deren Hilfe die zu überprüfende Sprungbedingung ausgedrückt wird, und
- eine Inhibitorkante, die von der Stelle  $s_m$  zur Transition  $t_n$  gerichtet ist.

Die Aktion kann durch das Schalten der Transition  $t_n$  nur dann ausgeführt werden, wenn die Sprungbedingung nicht erfüllt ist, d.h. wenn sich auf der Stelle  $s_m$  keine Markenkopie befindet. Negativ-bedingte Aktionsanweisungen stellen den einzigen Anweisungstyp dar, der Synthetischen Netzen für die Modellierung von TURING-Automaten zunächst noch gefehlt hat. Daher erhalten Synthetische Netze durch ihre Erweiterung um Inhibitorkanten<sup>31)</sup> die volle Ausdruckskraft von TURING-Automaten<sup>32)</sup>.

Die zusätzlichen Ausdrucksmöglichkeiten, die von Inhibitorkanten eröffnet werden, lassen sich anhand des einfachen Beispiels verdeutlichen. Es handelt sich um das Netzmodell eines Flexiblen Fertigungssystems mit zwei parallelen Fertigungslinien, das an früherer Stelle zur Illustrierung von Deadlocks verwendet wurde. Dort wurde bereits angedeutet, daß sich der Deadlock des ursprünglich präsentierten Netzmodells durch eine zielgerichtete Modifizierung beseitigen läßt. Allerdings reichten die Ausdrucksmittel von Synthetischen Kernnetzen dazu noch nicht aus.



Erst die Einführung von Inhibitoranten erlaubt die Konstruktion des modifizierten, nunmehr deadlockfreien<sup>33)</sup> Netzmodells. Das Konstruktionsergebnis gibt Abb. 106 auf der nächsten Seite wieder<sup>34)</sup>.

Inhibitoranten sind dadurch definiert, daß sie ihrer adjazenten Transition die Nulltestfähigkeit verleihen. Bislang wurde der Nulltest absolut ausgelegt: Auf einer Stelle  $s_m$ , die über eine Inhibitorante mit einer Transition  $t_n$  verknüpft ist, darf sich *überhaupt keine* Markenkopie befinden, damit die Transition  $t_n$  aktiviert sein kann<sup>35)</sup>. Dieser absolute Nulltest wird nunmehr relativiert, um das Konstrukt "Inhibitorante" zu verallgemeinern. Es wird nur noch gefordert, daß sich auf der adjazenten Stelle  $s_m$  der Inhibitorante *keine* Kopie eines *bestimmten* Markentupels befinden darf, um die Transition  $t_n$  aktivieren zu können. Das Markentupel wird durch eine Testbedingung bestimmt, die festlegt: Das Prädikatssymbol  $\text{Prä}_u$ , das der Stelle  $s_m$  mittels  $\text{bsp}(s_m) = \text{Prä}_u$  zugeordnet ist, wird durch alle Kopien des Markentupel erfüllt. Diese Testbedingung läßt sich analog zu der allquantifizierten faktischen Formel konstruieren, die oben als äquivalente Formulierung für die Testbedingung "FAK $_{u,r} = \{ \}$ " des absoluten Nulltests vorgestellt wurde. Dazu reicht es aus, die Variablen  $X_1, \dots, X_{Ku}$  aus dem Argument der atomaren Formel  $\text{prä}_u(X_1, \dots, X_{Ku})$  durch jenes bestimmte Markentupel  $(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)})$  zu ersetzen, von dem sich keine Kopie auf der Stelle  $s_m$  befinden soll.

Da das Markentupel bestimmt ist, handelt es sich bei den Ausdrücken  $m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)}$  um variablenfreie Grundterme. Deshalb entfällt die Allquantifizierung der o.a. faktischen Formel. Ihr Analogon für eine verallgemeinerte Inhibitorante lautet daher:  $\text{fakt}_r(0, \text{prä}_u(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)}))$ . Diese Testbedingung, die auf Kopien des Markentupels  $(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)})$  relativiert wurde, läßt sich abermals als Prätestbedingung des allgemeinen Übergangsschemas ÜS realisieren. Da das Übergangsschema ohnehin nur auf die jeweils aktuelle Netzmarkierung  $M_r$  angewendet wird, kann - wie schon oben dargelegt - auf das Subskript "r" der Faktenbezeichnung "fakt $_r$ " verzichtet werden. Daher wird die relativierte Testbedingung für eine verallgemeinerte Inhibitorante fortan notiert als:

$$\text{fakt}(0, \text{prä}_u(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)}))$$

Diese Testbedingung drückt aus, daß die Transition  $t_n$ , die mit der Stelle  $s_m$  über eine verallgemeinerte Inhibitorante verknüpft ist, nur dann aktiviert sein kann, wenn sich auf der Stelle  $s_m$  keine Kopie des Markentupels  $(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)})$  befindet.

Der Gebrauch verallgemeinerter Inhibitoranten wird abschließend in einem einfachen Beispiel verdeutlicht. Es lehnte sich an das o.a. Exempel einer negativ-bedingten Aktionsanweisung an. Es werden nur einstellige Prädikatssymbole betrachtet. Daher degeneriert das voranstehende Markentupel  $(m_{s(u.1)}, \dots, m_{s(u.Ku)})$  zu nur noch einer Kopie  $m_s$  einer sortierten Marke. Die sortierte Marke wird als eine einstellige Attributmarke angenommen, deren eines Attribut u.a. die bestimmte Ausprägung "normalwert" anzunehmen vermag. Die Transition "normale\_aktion" ist nur dann aktiviert, wenn sich auf der Stelle  $s_b$  eine Markenkopie  $m_s$  mit der Attributausprägung "normalwert" befindet. Dafür sorgt eine entsprechende Restriktion in der Schaltvoraussetzung der Transition. Dagegen ist die Transition "negativ\_bedingte\_aktion" nur dann aktiviert, wenn die Stelle  $s_b$  durch keine Markenkopie  $m_s$  mit der Attributausprägung "normalwert" belegt ist<sup>36)</sup>. Diesen Nulltest, der hinsichtlich der Attributausprägung "normalwert" relativiert wurde, verwirklicht eine verallgemeinerte Inhibitorante zwischen der Stelle  $s_b$  und der Transition "negativ\_bedingte\_Aktion". Abb. 107 auf der übernächsten Seite zeigt die Netzgraphik für das resultierende Beispielsnetz. Unmittelbar darauf folgt die - wiederum vereinfachte - Netzlegende.

### Vorproduktlager

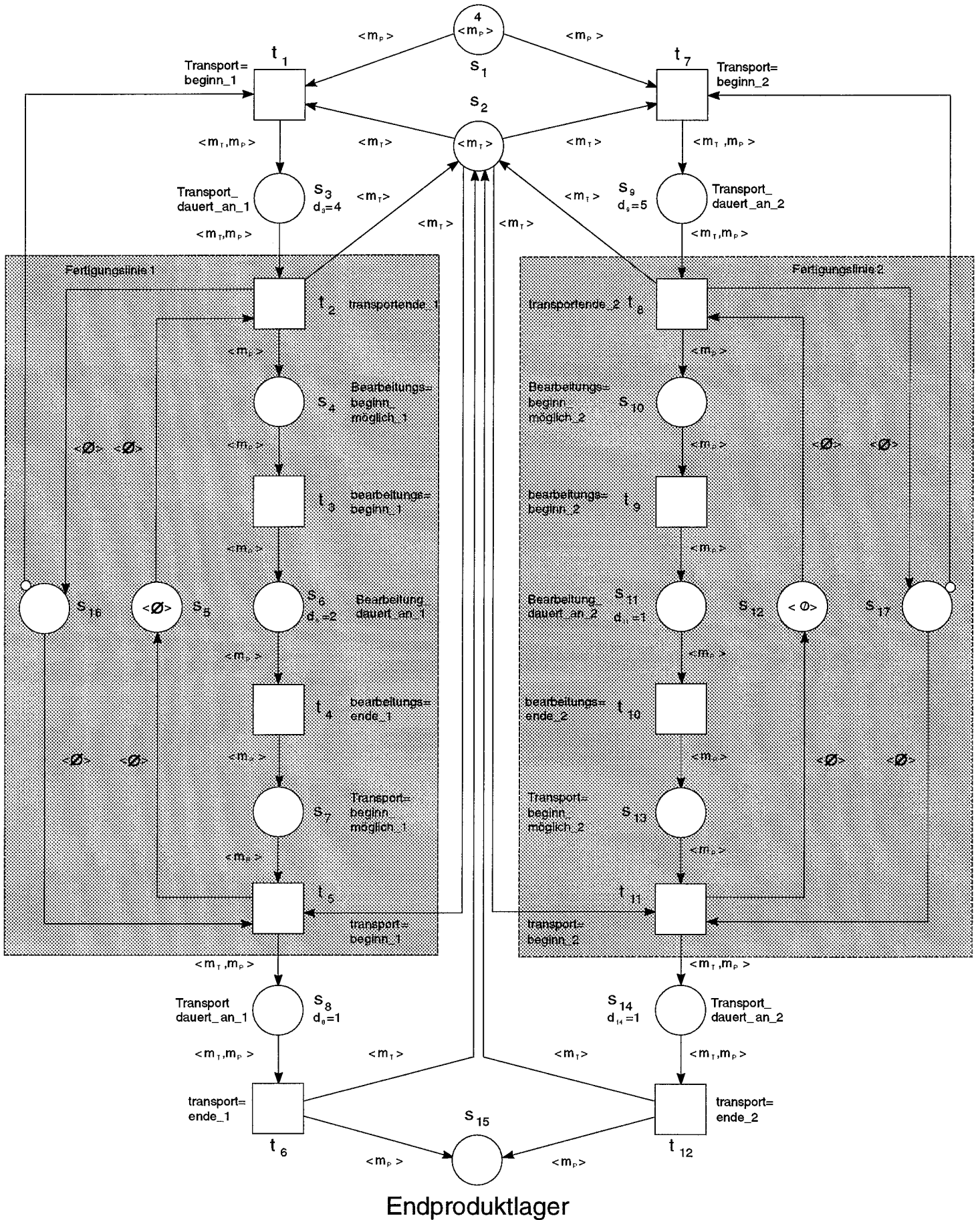


Abb. 106: Modifiziertes Netzmodell für zwei Fertigungslinien mit Inhibitorkanten

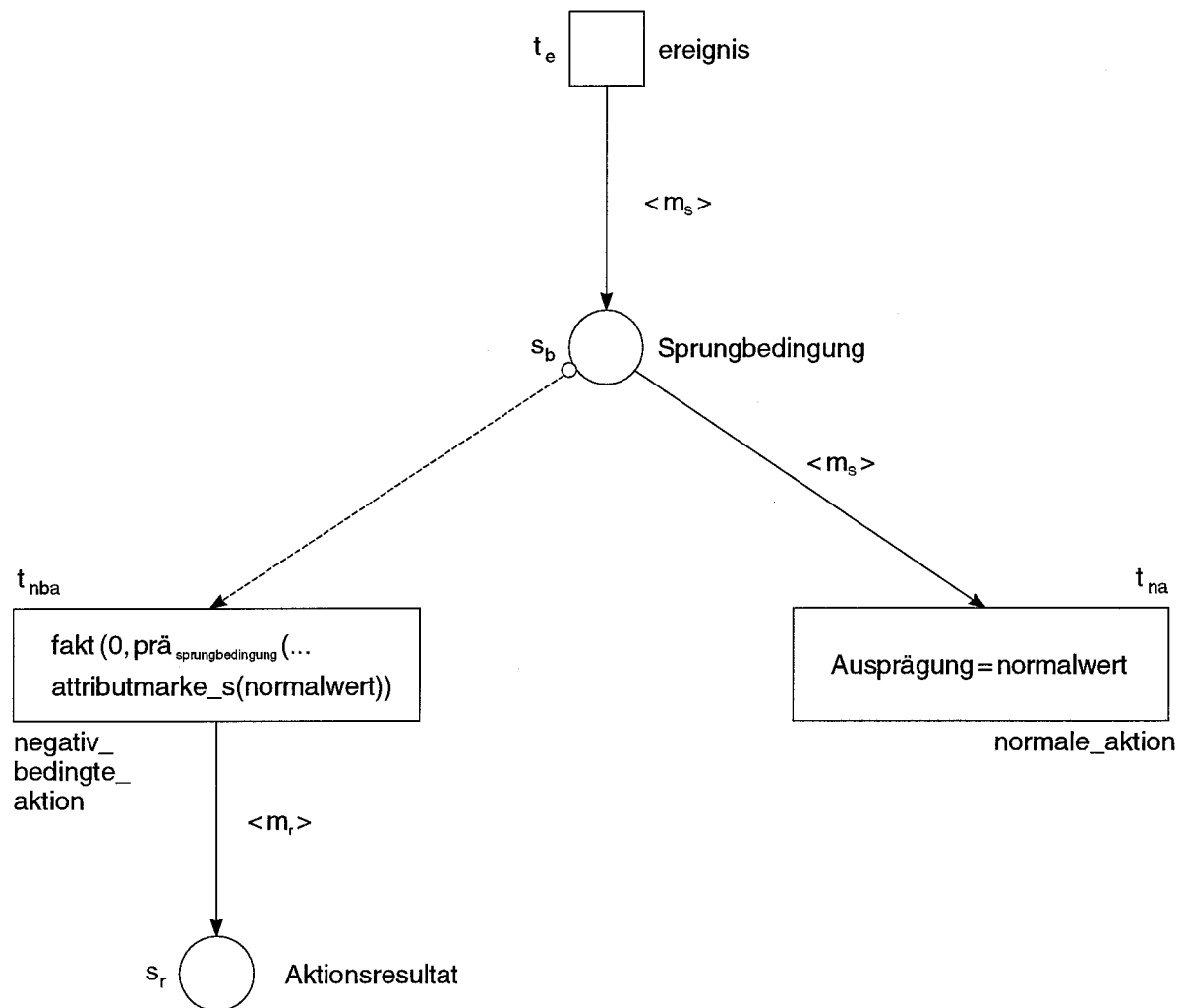


Abb. 107: verallgemeinerte Inhibitorkante für eine negativ-bedingte Aktionsanweisung

Netzlegende: (vereinfacht)Marken/Operationssymbole:

$\langle m_r \rangle \approx \text{resultat} = \text{attributmarke}_r(\dots)$

$\langle m_s \rangle \approx \text{sorte} = \text{attributmarke}_s(\dots)$

Stellen/Prädikatssymbole:

$s_b$ : Sprungbedingung(sorte)  
markenkapazität<sub>b</sub> = 1

$s_r$ : Aktionsresultat(resultat)  
markenkapazität<sub>r</sub> =  $\omega$

Transitionen/Transaktionen:

$t_{nba}$ : negativ\_bedingte\_aktion  
fakt(0, prä<sub>sprungbedingung</sub>(attributmarke<sub>s</sub>(normalwert))  
 $\langle m_r \rangle \approx \text{aktionsresultat}(\text{attributmarke}_r(\dots))$

$t_e$ : ereignis  
 $\langle m_s \rangle \approx \text{Sprungbedingung}(\text{attributmarke}_s(\dots))$

$t_{na}$ : normale\_aktion  
 $\langle m_s \rangle \approx \text{Sprungbedingung}(\text{attributmarke}_s(\text{Ausprägung}))$   
Ausprägung = normalwert

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) TURING-Automaten wurden bereits in einer früheren Anmerkung angesprochen. Vgl. die dort angeführten Quellen. Die Funktionsweise von TURING-Automaten wird hier nur der Deutlichkeit halber kurz skizziert.

2) Es interessiert hier nur deterministische TURING-Automaten als die einfachste Version der TURING-Automaten. Denn es wird nur die Erweiterung des Ausdrucksvermögens von Netzen auf das Niveau deterministischer TURING-Automaten betrachtet. Die komplizierteren nondeterministischen TURING-Automaten wurden dagegen in anderem Zusammenhang schon kurz angesprochen. Sie spielen hier aber keine Rolle.

3) Die Bezugnahme auf einen Idealtypus informationsverarbeitender Automaten bedeutet hier, daß von allen realtypischen Aspekten der technischen Konstruktion und Herstellung solcher Automaten abstrahiert wird. Infolgedessen findet anschließend nur die Funktionsweise von TURING-Automaten Berücksichtigung. Der technische Aufbau realer informationsverarbeitender Automaten spielt dagegen keine Rolle. Dies entspricht der Einstellung des Funktionalismus. Er untersucht Objekte nur unter dem Blickwinkel ihrer Funktionsweise. Alle einschränkenden Voraussetzungen hinsichtlich ihrer realen Erscheinungsweise werden dagegen ausgeschlossen. Vgl. zu dieser funktionalistischen Erkenntnisposition ALLMAN (1990), S. 71 u. 73. Die Position des Funktionalismus wird mitunter auch als Forderung nach Abstraktheit vorgetragen. Dabei wird empfohlen, beim Entwurf eines Objekts zunächst von allen Aspekten abzusehen, die sich auf eine - mögliche oder gewünschte - spätere Realisierung des Objektentwurfs beziehen. In der Regel handelt es sich um den Entwurf von Automatischen Informationsverarbeitungssystemen. Vgl. zur Forderung nach Abstraktheit oder Realisierungsunabhängigkeit von Objektentwürfen BERNSTEIN (1973), S. 51; ZERVOS (1977), S. 16; LAUER (1979), S. 151; VALETTE (1979b), S. 156.

4) Er wird in der Regel als ein (Magnet-)Band mit linear aufeinanderfolgenden, informationstragenden Feldern thematisiert.

5) Strenggenommen ist hier nur der Einsatz der Ressource "Zeit" gemeint. Von der Ressource "Speicherplatz" wird dagegen abstrahiert. Auf das Verhältnis dieser beiden Ressourcenarten und seine Bedeutung für komplexitätstheoretische Betrachtungen wurde schon in einer früheren Anmerkung hingewiesen. Auch auf die Klasse der polynomial beschränkten Probleme wurde schon kurz eingegangen.

6) Gemeint sind Synthetische Netze, solange sie sich im Rahmen ihres Kernkonzepts bewegen. Darauf wird fortan nicht mehr explizit hingewiesen.

7) Die Begriffe des Ausdrucksvermögens, der Ausdruckskraft und der Formulierungsmächtigkeit werden hier synonym verwendet. Falls das Ausdrucksvermögen von TURING-Automaten gemeint ist, wird auch kurz von der TURING-Mächtigkeit gesprochen.

8) Die gleiche Feststellung gilt auch für Stelle/Transition-Netze. Auf Stelle/Transition-Netze wird aber nicht weiter eingegangen, weil ihre Ausdruckskraft auf aussagenlogische Formeln beschränkt bleibt. Sie reicht für die Modellierungsvorhaben dieser Arbeit ohnehin nicht aus. Vgl. jedoch zu dem Sachverhalt, daß Stelle/Transition-Netze das Ausdrucksvermögen von TURING-Automaten nicht erreichen, MEKLY (1980), S. 422; VALMARI (1988a), S. 110.

Auch Prädikat/Transition-Netze und verwandte Höhere Netze - wie z.B. Gefärbte Netze - besitzen nicht die Formulierungsmächtigkeit von TURING-Automaten. Daher stellen die hier vorgetragenen Ausführungen keineswegs einen Defekt Synthetischer Netze dar. Vielmehr handelt es sich um ein allgemeines Charakteristikum des Petrinetz-Konzepts. Allerdings gilt es nur so lange, wie die Netze nicht um jene drei Konstrukte erweitert werden, die später als Inhibitorkanten (Nulltestkanten), variable Kantengewichte und Prioritätsordnungen vorgestellt werden. Sobald solche Erweiterungen zugelassen werden, erlangen die jeweils betroffenen Synthetischen Netze, Stelle/Transition-Netze, Prädikat/Transition-Netze oder anderen Höheren Netze die Ausdruckskraft von TURING-Automaten.

Neben den zuvor erwähnten drei Konstrukten existieren noch weitere Möglichkeiten, die Formulierungsmächtigkeit von Netzen auf das Komplexitätsniveau von TURING-Automaten anzuheben. Sie werden aber in dieser Arbeit nicht näher behandelt. Vgl. statt dessen STARKE (1988a), S. 220 (TURING-Mächtigkeit von Stelle/Transition-Netzen, falls ausschließlich die maximale Schaltschritt-Strategie verwendet wird).

9) Ohne Bezug auf TURING-Automaten wird dieser Sachverhalt auch von HOLZMANN (1991), S. 185, beklagt. Allerdings lastet er diesen Ausdrucksmangel Petrinetzen schlechthin an. Die Möglichkeit, Netzmodelle um Inhibitor- oder Nulltestkanten zu bereichern, scheint HOLZMANN nicht zu kennen.

10) Es wird hervorgehoben, daß nur geprüft wird, ob die prädikatenlogische Formel der Sprungbedingung *nicht gültig* ist. Dies ist genau dann der Fall, wenn im Netzmodell kein Wissen über die Gültigkeit dieser Formel vorliegt. Das entspricht der früheren Festlegung, durch die Markierung von Stellen nur faktisches Wissen über die Gültigkeit von Formeln auszudrücken. Daher wird mit der Erkenntnis, es liege kein Wissen über die Gültigkeit der betroffenen Formel vor, keineswegs behauptet, daß diese Formel notwendig *ungültig* oder das Negat der Formel notwendig gültig sei. Statt dessen bleiben die Gültigkeitsstati der Formel und ihres Negats unbestimmt. Die Gültigkeit ihres Negats kann nur im Rahmen einer geschlossenen Weltmodellierung gefolgert werden. Darauf wird an anderer Stelle näher eingegangen. Die Vereinbarung, die Ausführung von negativ-bedingten Aktionsanweisungen an das Nicht-

wissen über die Gültigkeit ihrer Sprungbedingungen zu koppeln, trifft auch auf das "THNOT"-Konstrukt der Programmiersprache Micro-PLANNER zu, die im Bereich der KI-Forschung eine größere Rolle spielt. Vgl. zur Interpretation des "THNOT"-Konstrukts MCDERMOTT (1979), S. 563; DOYLE (1979b), S. 122; MCDERMOTT (1980), S. 45; REINFRANK (1985b), S. 15.

Wenn von der voranstehenden Differenzierung zwischen dem Nichtwissen hinsichtlich der Gültigkeit einer Formel und dem Wissen über die Gültigkeit der negierten Formel abgesehen wird, entsprechen die hier thematisierten negativ-bedingten Aktionsanweisungen ebenso dem UNLESS-Konstrukt, das in Rahmen nonmonotoner Logiken des öfteren verwendet wird. Nähere Beschreibungen des UNLESS-Konstrukts finden sich bei SANDEWALL (1972), S. 195ff.; KRAMOSIL (1975), S. 53; MCDERMOTT (1979), S. 563f.; MCDERMOTT (1980), S. 45f.; REINFRANK (1985b), S. 15, 22ff. u. 30; REINFRANK (1986), S. 7ff. u. 18ff.; FREITAG (1988a), S. 6ff. Schließlich überwinden negativ-bedingte Aktionsanweisungen auch die "Prävalenz des Positiven", die VON WEIZSÄCKER (1985), S. 213, für endliche Organismen mutmaßt.

11) Dieser Sachverhalt erscheint aus zwei Blickwinkeln erstaunlich. Erstens besitzen Synthetische Netze eine recht aufwendige formale Definition, erreichen aber dennoch - zumindest vorerst - nicht das Ausdrucksvermögen jeder höheren Programmiersprache. Zweitens mag es überraschen, daß sich für Synthetische Netze (und Stelle/Transition-Netze) trotz ihres bescheidenen Ausdrucksvermögens Entscheidungsprobleme formulieren lassen, die zu den schwierigsten derzeit bekannten Problemen rechnen. Dazu gehören die Erreichbarkeits- und Lebendigkeitsprobleme, die an früherer Stelle angesprochen wurden. Diese hohe Problemkomplexität läuft der eingangs getroffenen Feststellung zuwider, daß Synthetische Netze noch nicht einmal die Formulierung solcher einfachen Probleme gestatten, die von deterministischen TURING-Automaten mit polynomial beschränktem Ressourceneinsatz bewältigt werden können. Dieser scheinbare Widerspruch löst sich allerdings auf, sobald die Unterschiedlichkeit von Objekt- und Metaproblemen berücksichtigt wird. Die Objektprobleme, die sich mit Hilfe eines Netzes modellieren lassen, umfassen nicht die Ausdrucksmöglichkeit von negativ-bedingten Aktionsanweisungen. Für derart einfache Netzmodelle können dann aber Auswertungsprobleme formuliert werden, die auf der Metaebene z.B. die Erreichbarkeit oder die Lebendigkeit von Netzmarkierungen betreffen. Jene Metaprobleme können sich - wie oben angesprochenen wurde - als äußerst komplex erweisen.

12) Insbesondere wird dem denkmöglichen Einwand begegnet, mit der Hilfe von Komplementärstellen ließen sich durchaus Nulltests realisieren. Denn es wird gezeigt, daß sich die entsprechenden Netzkonstruktionen keineswegs auf alle Synthetischen Netze anwenden lassen. Wegen ihrer mangelnden Universalität sind sie nicht in der Lage, die fehlende Nulltestfähigkeit von Synthetischen Netzen generell zu beseitigen.

13) An dieser Stelle erlangt die Voraussetzung, die Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze nur auf operationale Netzmodelle zu beziehen, besonderes Gewicht. Denn die markierungsabhängige Repräsentation der Gültigkeit von prädikatenlogischen Formeln trifft auf deklarative, nicht aber auf deklarative Netzmodelle zu.

14) Diese Prämisse ist zumeist erfüllt. Andernfalls stellt die Sprungbedingung eine zusammengesetzte prädikatenlogische Formel dar. Sie ist wiederum aus atomaren prädikatenlogischen Formeln aufgebaut. Wenn diese atomaren Formeln ein Konjugat bilden, entstehen keine größere Schwierigkeiten. Dann braucht die nachfolgend erläuterte Konstruktion einer Inhibitorkante nur für alle Stellen wiederholt zu werden, die jeweils einer der konjunktiv verknüpften atomaren Formeln entsprechen. Wenn an der Zusammensetzung der atomaren Formeln auch andere als konjunktive Verknüpfungen teilhaben, muß auf die Konstruktionen zurückgegriffen werden, die an anderer Stelle für alternative - z.B. disjunktive - Formelverknüpfungen vorgestellt werden. Mit ihrer Hilfe lassen sich im Prinzip beliebig zusammengesetzte Formeln von Sprungbedingungen erfassen. Daher liegt in der o.a. Voraussetzung keine Beschränkung der Allgemeingültigkeit der Nulltestfähigkeit von Netzen.

15) Auch diese Prämisse bedeutet keine wesentliche Einschränkung. Denn jede Aktion, die sich durch die Veränderung der Gültigkeitsstati prädikatenlogischer Formeln ausdrücken läßt, kann als Schaltwirkung einer Transition formuliert werden. Dies folgt unmittelbar aus der Konstruktion von operationalen Netzmodellen.

16) Hier wird die Eigenart Synthetischer Netze ausgenutzt, spezielle Informationsstellen und -kanten benutzen zu können. Sie lassen es zu, die aktuelle Markierung einer Stelle zur Kenntnis zu nehmen, ohne dabei die Stellenmarkierung zu verändern. Ohne diese Konstrukte müßte dagegen auf die problembelastete Konstruktion von 1-Schleifen zurückgegriffen werden.

17) In die Aktivierungsbedingung der Transition können noch weitere Komponenten eingehen, die von der Sprungbedingung der negativ-bedingten Aktionsanweisung unabhängig sind. Sie werden hier der Übersichtlichkeit halber nicht weiter beachtet, lassen sich aber jederzeit ohne Schwierigkeiten ergänzen.

18) Gleiches gilt für Stelle/Transition-Netze.

19) Die Überprüfung, ob die Aktivierungsbedingung einer Transition erfüllt ist, kann durchaus noch weitere Komponenten umfassen. Dazu rechnet beispielsweise bei beschränkten Markenkapazitäten der Test, ob auf den Ausgangsstellen der Transition genügend Kapazität frei ist, um die dort abzulegenden Markenkopien aufzunehmen. Vgl. dazu die ausführliche Beschreibung der allgemeinen Übergangsschemas für das Schalten von Transitionen und

dessen späteren Erweiterungen. Auf solche weiterführenden Aktivierungstests wird hier aber nur insoweit eingegangen, wie es für den Nulltest einer negativ-bedingten Aktionsanweisung eine Rolle spielt.

20) Die Hilfskonstruktionen beruhen darauf, für jede Sprungstelle eine zusätzliche Komplementärstelle einzuführen. Hinzu kommen weitere Kanten für die Verknüpfung der Komplementärstelle mit der Aktionstransition. Vgl. zu solchen Hilfskonstruktionen auf der Basis von Komplementärstellen LAUTENBACH (1987a), S. 162; REISIG (1989a), S. 37; FEHLING (1990b), S. 4, 4c u. 5.

Die nachstehende Abb. 108 zeigt die Netzgraphik einer exemplarischen Hilfskonstruktion für die Modellierung eines Nulltests. Auf die zugehörige Netzlegende wird hier verzichtet, da die nachstehenden Erläuterungen die Netzgraphik hinreichend erhellen. Die Sprungstelle  $s_b$  kann von Kopien " $m_s$ " einer sortierten Marke der Art " $s$ " belegt werden. Der Stelle sind das Prädikatssymbol "Sprungbedingung" und die endliche Markenkapazität  $KAP_b$  mit  $KAP_b \in \mathcal{N}_+$  zugeordnet. Die Ausgangsmarkierung  $M_0(s_b)$  der Sprungstelle ist die Faktenmenge  $FAK_{\text{Sprungbedingung},0}$ . Diese Faktenmenge kann leer sein, muß es aber nicht. Die Sprungstelle  $s_b$  soll die Aktivierung der Aktionstransition  $t_a$  mit dem Namen "negativ\_bedingte\_aktion" nur dann zulassen, wenn sich unter der aktuellen Netzmarkierung  $M_t$  auf der Stelle  $s_b$  keine Markenkopien befinden. Es muß also getestet werden, ob  $M_t(s_b) = FAK_{\text{Sprungbedingung},t} = \{\}$  gilt. Dieser Nulltest wird mittelbar mit Hilfe der Komplementärstelle  $s_k$  realisiert. Die Komplementärstelle  $s_k$  wird für Kopien " $\emptyset$ " der Basismarke definiert. Der Stelle  $s_k$  wird das Prädikatssymbol "Komplement" zugeordnet. Unter der Ausgangsmarkierung wird die Komplementärstelle mit so vielen Kopien der Basismarke belegt, wie auf der Sprungstelle Markenkapazität für Markenkopien " $m_s$ " noch frei ist. Hierfür gilt in der Notation von Faktenmengen:

$$M_0(s_k) = FAK_{\text{Komplement},0} = \{\text{fakt}_0(\mu_{\text{Komplement},0}, \text{komplement}(\emptyset))\}$$

$$\text{mit: } \mu_{\text{Komplement},0} = KAP_b - \#(FAK_{\text{Sprungbedingung},0}) = KAP_b - \#(M_0(s_b))$$

Die Ausgangsmarkierung der Komplementärstelle  $s_k$  ist nur dann wohldefiniert, wenn die Markenkapazität  $KAP_m$  der Sprungstelle  $s_b$  endlich ist. Denn bei einer unendlichen Markenkapazität  $KAP_b$  wäre die Ausgangsmarkierung  $M_0(s_k)$  der Komplementärstelle ebenso unendlich. (Die Ausgangsmarkierung der Sprungstelle  $s_b$  kann immer nur endlich viele Fakten umfassen.) Unendliche Anzahlen von Markenkopien, die sich unter einer Markierung auf derselben Stelle befinden, sind für Synthetische Netze - wie auch für alle anderen Petrinetze - nicht definiert. Daher läßt sich die hier vorgestellte Hilfskonstruktion nur auf Nulltests anwenden, deren Sprungstellen endliche Markenkapazitäten besitzen. In der Abb. 108 werden folgende konkrete Ausprägungen für die Markenkapazität und die Ausgangsmarkierung der Sprungstelle  $s_b$  angenommen:

$$KAP_b = 5$$

$$M_0(s_b) = FAK_{\text{Sprungbedingung},0} = \{\text{fakt}_0(2, \text{sprungbedingung}(m_s))\} \approx 2 \bullet \langle m_s \rangle$$

Daraus folgt für die Ausgangsmarkierung der Komplementärstelle:

$$M_0(s_k) = FAK_{\text{Komplement},0} = \{\text{fakt}_0(\mu_{\text{Komplement},0}, \text{komplement}(\emptyset))\}$$

$$\text{mit: } \mu_{\text{Komplement},0} = KAP_b - \#(M_0(s_b)) = 5 - 2 = 3$$

$$\text{also: } M_0(s_k) = \{\text{fakt}_0(3, \text{komplement}(\emptyset))\} \approx 3 \bullet \langle \emptyset \rangle$$

Der Komplementärstelle wird eine unbeschränkte Markenkapazität zugeordnet:  $KAP_k = \omega$ . Die ursprüngliche, endliche Markenkapazität  $KAP_b$  der Sprungstelle  $s_b$  kann entweder beibehalten ( $KAP_b \in \mathcal{N}_+$ ) oder aber durch eine unbeschränkte Markenkapazität  $KAP_b^*$  ersetzt werden ( $KAP_b^* = \omega$ ). Der Verf. bevorzugt die symmetrische Option, sowohl der Komplementär- als auch der Sprungstelle dieselbe unbeschränkte Markenkapazität zuzuweisen. Jede Eingangstransition (Ausgangstransition) der Sprungstelle  $s_b$  ist zugleich Ausgangstransition (Eingangstransition) der Komplementärstelle  $s_k$ . Die zugehörigen Ein- und Ausgangskanten (Aus- und Eingangskanten) besitzen die gleiche Gewichtung. Daher gilt  $\text{bfm}(t_m, s_b) = \text{bfm}(s_k, t_m)$  und  $\text{bfm}(s_b, t_m) = \text{bfm}(t_m, s_k)$  für alle Transitionen  $t_m$  aus der Nachbarschaft der Stelle  $s_b$ . In Abb. 108 umfaßt diese Nachbarschaft nur die zwei Transitionen  $t_{m(1)}$  und  $t_{m(2)}$ . Die Transitionen  $t_{m(1)}$  und  $t_{m(2)}$  spielen für die Konstruktion eines Nulltests keine Rolle. Sie dienen lediglich dazu, die Einbettung der Hilfskonstruktion in eine Netzumgebung zu verdeutlichen. Die Aktionstransition  $t_a$  wird in eine 1-Schleife mit der Komplementärstelle  $s_k$  eingebettet. Die beiden Kanten der 1-Schleife werden mit Gewichten ausgestattet, die der ursprünglichen Kapazität  $KAP_b$  der Sprungstelle entsprechen. Dafür gilt bei Verwendung der Notationsweise für formale Summen:

$$\text{bfm}(t_a, s_k) = \text{bfm}(s_k, t_a) = KAP_b \bullet \text{komplement}(\emptyset) \approx KAP_b \bullet \langle \emptyset \rangle$$

Anstatt den Nulltest für die Sprungstelle  $s_b$  bezüglich einer Markierung  $M_r$  auszuführen, wird nunmehr untersucht, ob die Aktionstransition  $t_a$  unter der Markierung  $M_r$  aktiviert ist. Dies kann nur dann der Fall sein, wenn sich auf der Komplementstelle  $s_k$  mindestens  $KAP_b$  Kopien " $\emptyset$ " der Basismarke befinden. Dies bedeutet aufgrund der voranstehend skizzierten Konstruktion notwendig, daß sich auf der Sprungstelle  $s_b$  keine Markenkopien " $m_s$ " befinden können. Daher wird der direkte Nulltest der Anzahl von Markenkopien auf der Sprungstelle  $s_b$  auf indirekte Weise realisiert durch den Test, ob die Kopienanzahl der Basismarke auf der Komplementärstelle  $s_k$  die ursprüngliche Markenkapazität  $KAP_b$  der Sprungstelle  $s_b$  erreicht. Wenn der Test positiv ausfällt, wird die Kopie " $m_r$ " einer Attributmarke auf der Stelle  $s_i$  mit dem Prädikatssymbol "Aktionsresultat" abgelegt. Die Festlegung der Attributausprägungen erfolgt durch die Ausführung der negativ-bedingten Aktion. Das Resultat der Aktionsausführung besitzt hier aber nur exemplarischen Charakter; es könnte auch anders ausgestaltet werden.



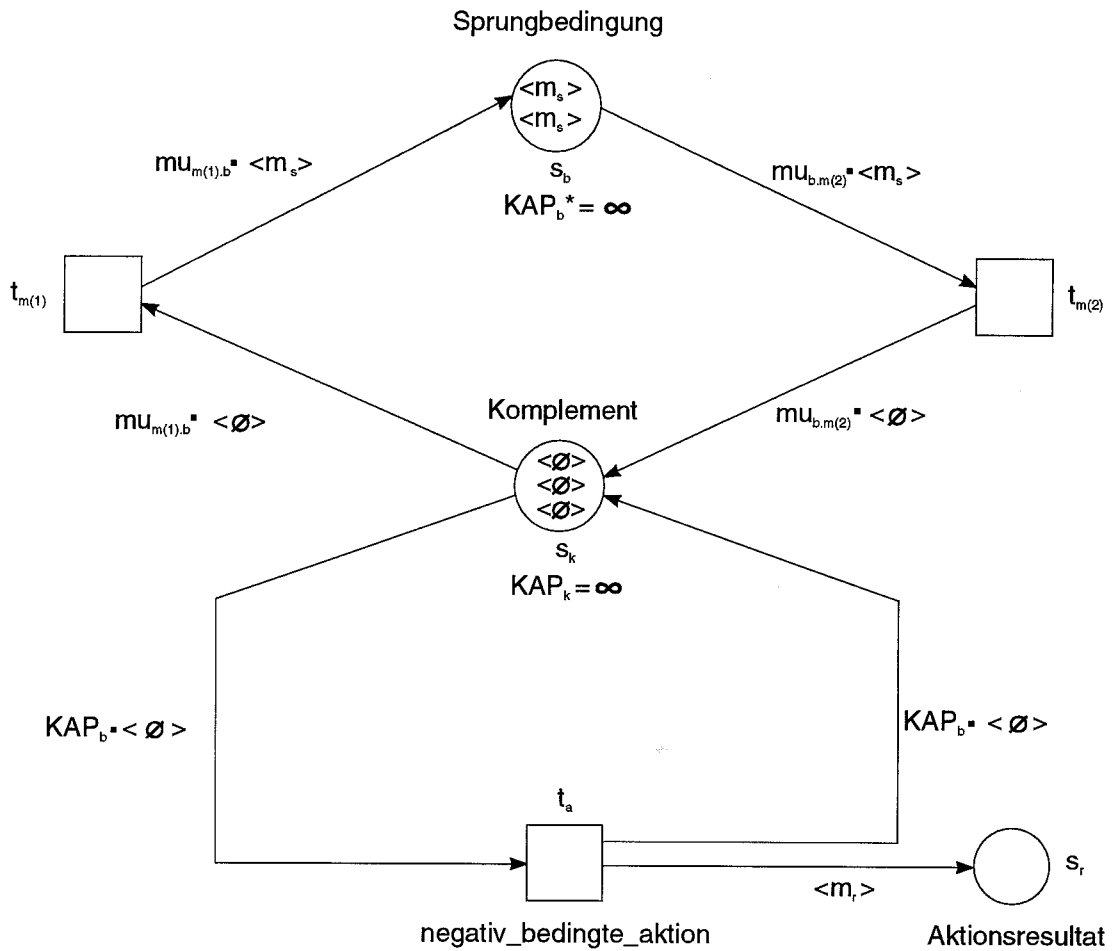
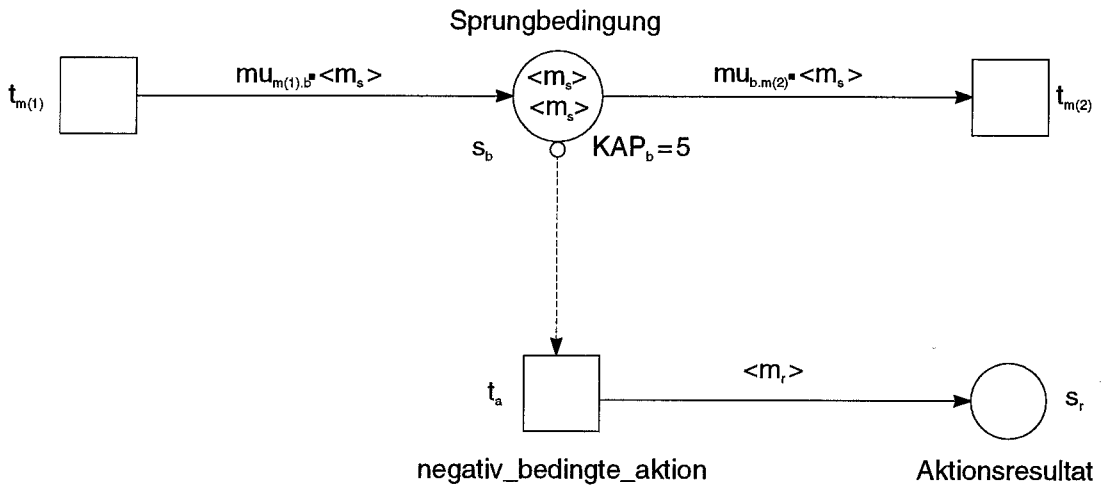


Abb. 108: Rückführung einer Inhibitor-Kante auf eine Hilfskonstruktion mit Komplementärstelle

Am Rande wird auf die tieferliegende prädikatenlogische Qualität der zuvor erläuterten Hilfskonstruktion hingewiesen. Die Einrichtung einer Komplementärstelle entspricht der Prämisse geschlossener Weltmodellierungen. Die Erfüllung dieser Prämisse bedeutet, daß die Extensionen aller Prädikatssymbole, die an der prädikatenlogischen Modellierung eines Weltausschnitts teilhaben, endlich sind. Daher können allen Stellen, die im Netzmodell mit jeweils einem der vorgenannten Prädikatssymbole beschriftet sind, beschränkte Markenkapazitäten zugeordnet werden. Unter dieser Voraussetzung läßt sich jeder dieser Stellen eine Komplementärstelle zuordnen, falls die aktuelle Markierung der Stelle ein Nulltest erforderlich ist. Dann ist es möglich, für jedes Prädikatssymbol zu prüfen, ob unter der aktuellen Markierung des Netzmodells keine derjenigen atomaren prädikatenlogischen Formeln gültig ist, die aus dem Prädikatssymbol gebildet werden können. Denn alle diese Formeln sind genau dann nicht gültig, wenn sich auf der Stelle des betroffenen Prädikatssymbols keine Markenkopie befindet. Das läßt sich dadurch feststellen, daß auf der Komplementärstelle genau so viele Kopien der Basismarke vorgefunden werden, wie es der beschränkten Markenkapazität der Stelle des betroffenen Prädikatssymbols entspricht. Da keine der o.a. atomaren prädikatenlogischen Formeln gültig ist, muß umgekehrt die eine Formel gültig sein, die aus dem Prädikatssymbol dadurch hervorgeht, daß jede Stelle aus dem Prädikatsargument durch eine Variable ersetzt, jede Variable durch einen Allquantor über dem Definitionsbereich der Argumentstelle gebunden und die resultierende variable Formel negiert wird. Folglich kann bei geschlossener Weltmodellierung die Gültigkeit jedes allquantifizierten Negats durch einen Nulltest überprüft werden. Dabei entspricht der Nulltest, der mit Hilfe von Komplementärstellen realisiert wird, konzeptionell dem "negation by failure"-Prinzip der logischen Programmierung. Falls hingegen die Prämisse geschlossener Weltmodellierungen verletzt wird, muß damit gerechnet werden, daß mindestens ein Prädikatssymbol eine unendliche Extension besitzt. Dann erfordert diejenige Stelle, der im Netzmodell dieses Prädikatssymbol zugeordnet ist, eine unbeschränkte Markenkapazität. Folglich scheidet die Hilfskonstruktion einer Komplementärstelle zumindest für diese eine Stelle aus. Daher ist auch nicht mehr möglich, einen Nulltest für die aktuelle Markierung dieser Stelle in der oben beschriebenen Weise auszuführen. Deswegen läßt sich nicht mehr feststellen, ob *alle* atomaren prädikatenlogischen Formeln, die aus dem Prädikatssymbol der betrachteten Stelle gebildet werden können, unter der aktuellen Markierung des Netzmodells nicht gültig sind. Infolgedessen ist es nicht mehr möglich, die Gültigkeit des zuvor erwähnten allquantifizierten Negats in der oben beschriebenen indirekten Weise zu prüfen. Dies entspricht der Erkenntnis, daß das "negation by failure"-Prinzip der logischen Programmierung bei offener Weltmodellierung nicht mehr in der Lage ist, korrekte Einsichten in den Gültigkeitsstatus negierter Formeln zu garantieren.

21) Die Hilfskonstruktion kann auf Stellen  $s_m$  mit unbeschränkter Markenkapazität  $KAP_m = \omega$  grundsätzlich nicht angewendet werden. Denn die Ausgangsmarkierung der Komplementärstelle  $s_k$  müßte mit  $M_0(s_k) = KAP_k - M_0(s_m) = \omega - M_0(s_m) = \omega$  unendlich groß sein. Solche infiniten Markierungen sind aber für Synthetische Netze grundsätzlich nicht definiert. Vgl. dazu die voranstehende Anmerkung. Daneben existieren weitere Sonderfälle, in denen sich Komplementärstellen überhaupt nicht definieren lassen; vgl. REISIG (1989a), S. 37. Dabei handelt es sich um Netze, in denen - wie bei Synthetischen Netzen - sortierte Marken auf der Basis des algebraischen Signaturkonzepts benutzt werden. Allerdings beruhen diese Netze auf einer anderen Definition der Markenkapazität von Stellen, als sie früher für Synthetische Netze eingeführt wurde. Daher spielen jene zusätzlichen Sonderfälle im Rahmen der hier vorgelegten Ausarbeitung keine Rolle. Immerhin beruhen auch sie auf infiniten Konstrukten (unendlichen Multimengen).

22) In der Hilfskonstruktion, die in einer der voranstehenden Anmerkungen anhand der Abb. 108 erörtert wurde, lassen sich weder die Komplementärstelle  $s_k$  noch ihre adjazenten Kanten unmittelbar aus der Aufgabe ableiten, einen Nulltest für die Anzahl der Markenkopien, die sich unter der aktuellen Netzmarkierung auf der Sprungstelle befinden. Die Unnatürlichkeit der Hilfskonstruktion aus Abb. 108 wird auch offensichtlich, wenn sie mit der wesentlich übersichtlicheren und einfacheren Verwendung einer Inhibitorkante verglichen wird.

23) Vgl. dazu die Erläuterungen zu Komplementärstellen. Der Verf. vermutet, daß sie sich von Rezipienten, die über kein solides Grundverständnis der Petrinetz-Konzepts verfügen, nur schwer nachvollziehen lassen. Darüber hinaus läßt sich der Aufwand, der für die Modellierung eines simplen Nulltests anfällt, aus den vorgenannten Ausführungen und der zugehörigen Netzgraphik (Abb. 108) unmittelbar entnehmen.

24) Vgl. dazu auch die ähnlichen Argumente, die bereits im Zusammenhang mit der Invariantenanalyse angeführt wurden.

25) Die mangelnde Nulltestfähigkeit von Netzen erlaubt nur die Modellierung solcher Aktionen, die ausgeführt werden sollen, falls im Netzmodell Objekte existieren, die eine aktionsspezifische atomare Formel erfüllen. Ebenso denkmögliche Aktionen, deren Ausführungen von der Nichtexistenz solcher Objekte veranlaßt werden sollen, können dagegen im allgemeinen Fall nicht modelliert werden. Vor allem die Behandlung einer Produktionsstörungen kann erfordern, auf die Nichtexistenz von Objekten Bezug zu nehmen. Beispielsweise liegt eine Produktionsstörung vor, wenn für die Bedienung einer Bearbeitungsstation eine Arbeitskraft benötigt wird, aber in der aktuellen Produktionssituation nicht zugegen ist. Im Falle eines solchen Arbeitskräftmangels kommt die bedingte Aktion in Betracht, die fehlende Arbeitskraft anzufordern. Vgl. dazu die Modellierung des Einsatzes von Arbeitskräften in der

später präsentierten Fallstudie. Eine natürliche Modellierung dieses Sachzusammenhangs erfordert, daß die Anforderungsaktion ausgelöst wird, wenn die benötigte Arbeitskraft *nicht* vorhanden ist. Hierfür muß ein Nulltest bezüglich der Anzahl derjenigen Arbeitskräfte ausgeführt werden, die sich an der betrachteten Bearbeitungsstation aktuell befinden. Genau diese Nulltestfähigkeit kommt Synthetischen Netzen aber im allgemeinen nicht zu. Analoge Nulltests können aber auch zur Modellierung von Sachverhalten beitragen, die nicht im Zusammenhang mit Produktionsstörungen stehen. Z.B. läßt sich vorstellen, im Interesse kleinstmöglicher Entscheidungsbindungen einer Bearbeitungsstation einen Arbeitsgang erst dann zuzuordnen, wenn sich in ihrem Eingangspuffer kein zu bearbeitendes Werkstück befindet. In diesem Fall müßte für die Stelle, die den Eingangspuffer modelliert, geprüft werden, ob die Anzahl der dort befindlichen Kopien einer werkstückrepräsentierenden Marke in der aktuellen Produktionssituation Null beträgt. Vgl. zu einem weiteren produktionswirtschaftlichen Beispiel, dessen Modellierung die Nulltestfähigkeit von Netzen erfordert, FEHLING (1990b), S. 4.

26) Vgl. zur Verwendung von Nulltest- oder Inhibitorkanten VERNON (1983), S. 2f.; HAAS (1985), S. 15; HAAS (1987), S. 25; LU,M. (1987), S. 106f.; LIPP (1989a), S. 10, Bild 3.1; FEHLING (1990b), S. 4, 4c u. 5.

Die beiden voranstehenden Kantenbezeichnungen werden synonym verwendet. Wenn der Aspekt der Aktivierungsverhinderung herausgestellt werden soll, wird die Bezeichnung "Inhibitorkante" bevorzugt. Falls dagegen die Realisierung der Nulltestfähigkeit im Vordergrund steht, wird die Bezeichnung "Nulltestkante" präferiert.

Alle bisher eingeführten Kanten von Synthetischen Netzen lassen sich dagegen als Konzessionskanten bezeichnen. Denn sie erlauben - gemäß der permissiven Schaltregel - das Schalten einer adjazenten Transition, sofern die Markierung der Stellen aus ihrer Nachbarschaft die Aktivierungsbedingung der Transition erfüllt. Wenn die Unterscheidung zwischen Inhibitor- und Konzessionskanten im jeweils aktuellen Argumentationskontext keine Rolle spielt, werden sie gemeinsam kurz als Kanten angesprochen.

27) Für Synthetische Netze wurde vereinbart, daß der Informations- und der Wirkungsbereich jeder Transition disjunkt sind. Hierin liegt eine Restriktion für Inhibitorkanten. Denn es wird ausgeschlossen, daß eine Stelle, von der aus eine Inhibitorkante zu einer Transition führt, zugleich auch zum Wirkungsbereich dieser Transition gehört. Hinsichtlich des Vorbereichs der Transition spielt dies keine Rolle, weil die Transition ohnehin nur dann aktiviert sein soll, wenn sich auf der Stelle keine Markenkopie befindet. Daher wäre die Transition niemals aktiviert, falls dieselbe Stelle auch zu ihrem Vorbereich gehörte. Eine solche tote Transition ist aber für die Modellierung von Realproblemen im allgemeinen irrelevant. Daher wird auch bei anderen Netzen mit Inhibitorkanten ausgeschlossen, daß eine Stelle mit einer Transition sowohl über eine Inhibitorkante als auch über eine gewöhnliche Eingangskante der Transition verbunden sein darf; vgl. z.B. HAAS (1985), S. 15; HAAS (1987), S. 25.

Für den Nachbereich der Transition wirkt sich die o.a. Vereinbarung aber restriktiv aus. Denn es läßt sich durchaus vorstellen, daß eine Transition, zu deren Aktivierung sich auf einer ihrer Einflußstellen keine Markenkopie befinden darf, durch ihr Schalten auf eben dieser Stelle eine (oder mehrere) Markenkopie(n) ablegt. Wenn dies der Fall ist, dann bilden die Stelle und die Transition eine Schleife i.w.S. mit unterschiedlich gewichteten Kanten. Dies ist für Informationsstellen aufgrund der o.a. Vereinbarung ausgeschlossen. Daher lassen sich keineswegs alle denkmöglichen Inhibitorkanten in Synthetischen Netzen durch spezielle Informationskanten verwirklichen, die von jeweils einer Informationsstelle ausgehen. Im Rahmen der hier vorgelegten Untersuchungen trat jedoch niemals der voranstehend skizzierte Fall ein, daß von einer Stelle eine Informationskante zu einer Transition führt und zugleich eine Ausgangskante der Transition zu derselben Stelle zurückweist. Dies gilt insbesondere auch für die später präsentierte Fallstudie. Daher hat der Verf. darauf verzichtet, daß Kernkonzept Synthetischer Netze so zu erweitern, daß eine Informationsstelle auch zum Nachbereich einer Transition gehören darf. Eine solche Modifizierung wäre zwar grundsätzlich möglich. Doch würde sie Veränderungen bei der Notation der Kantengewichte erfordern, die hier nicht weiter ausgeführt werden.

28) Denn die graphische Darstellungsweise einer Inhibitorkante kennzeichnet diese bereits eindeutig als eine solche Kante. Daher ist der Ausweis des Kantengewichts "{}" redundant.

29) Dafür sprechen ihre Redundanzfreiheit - vgl. die voranstehende Anmerkung - und ihre Sparsamkeit (Einfachheit).

30) Die Sorten "sort<sub>k</sub>" mit  $k \in \{1, \dots, K\}$  vertreten hier beliebige sortierte Marken. Für jede Sorte "sort<sub>k</sub>" wird ein Definitionsbereich  $OB_k$  als bekannt vorausgesetzt. Er umfaßt genau alle zulässigen Kopien der Marke "sort<sub>k</sub>".

31) Eine echte Erweiterung des Ausdrucksvermögens von Netzen erfolgt durch Inhibitorkanten allerdings nur dann, wenn die Netze jeweils mindestens eine Stelle mit unbeschränkter Markenkapazität besitzen. Andernfalls kann auf alle Stellen eines Netzes die Hilfskonstruktion von Komplementärstellen angewendet werden, die in einer früheren Anmerkung erläutert wurde. Diese Hilfskonstruktion ermöglicht auf indirekte Weise Nulltests. Daher kommt jedem Netz, dessen Stellen ausnahmslos beschränkte Markenkapazitäten besitzen, von vornherein eine indirekte TURING-Mächtigkeit zu. (Dabei bleiben die Sonderfälle unbeachtet, die an früherer Stelle hinsichtlich der Darlegungen von REISIG angedeutet wurden.)

32) Vgl. darüber hinaus zu allgemeinen Erwähnungen der TURING-Mächtigkeit von Petrinetzen, ohne dabei auf spezielle Netzkonstrukte Bezug zu nehmen, NELSON,R.A. (1982), S. 53.

33) Strenggenommen wird durch die Inhibitorkante, die von der Stelle  $s_{16}$  zur Transition  $t_1$  gerichtet ist, nur der kritische Schaltschritt  $\{t_1, t_3\}$  verhindert, der von der Markierung  $M_3$  aus über einen deadlockerzwingenden Schaltprozeß zur Deadlockmarkierung  $M_9$  führt. Vgl. dazu die beiden Ausschnitte aus dem Erreichbarkeitsgraphen des unmodifizierten Netzmodells (Abb. 60 u. 62) sowie die zugehörigen Erläuterungen zur deadlockumgehenden Strategie. Der kritische Schaltschritt  $\{t_1, t_3\}$  wird jetzt im modifizierten Netzmodell der Abb. 106 auf folgende Weise ausgeschlossen: Nach dem Ausführen der Schaltschritte  $\{t_1\}$  und  $\{t_2\}$  wird im modifizierten Netzmodell eine Markierung  $M_3^*$  erreicht, die der Markierung  $M_3$  aus dem unmodifizierten Netzmodell entspricht. Die Markierung  $M_3^*$  unterscheidet sich von der Markierung  $M_3$  lediglich dadurch, daß die neu hinzugekommene Stelle  $s_{16}$  eine Kopie der Basismarke trägt (und die ebenso ergänzte Stelle  $s_{17}$  unmarkiert ist). Da im modifizierten Netzmodell eine Inhibitorkante von der Stelle  $s_{16}$  zur Transition  $t_1$  führt, verhindert die Basismarkenkopie auf der Stelle  $s_{16}$  unter der Markierung  $M_3^*$  die Aktivierung der Transition  $t_1$ . Folglich ist der kritische Schaltschritt  $\{t_1, t_3\}$  unter der Markierung  $M_3^*$  nicht mehr zulässig. Deshalb wird die Deadlockmarkierung  $M_9$  nicht mehr erreicht. Um die oben behauptete Deadlockfreiheit des modifizierten Netzmodells nachzuweisen, reicht es allerdings nicht aus, nur die Beseitigung eines früheren Deadlocks aufzuzeigen. Statt dessen müßte der gesamte Erreichbarkeitsgraph des modifizierten Netzmodells konstruiert werden. Da dieser Erreichbarkeitsgraph bereits überaus umfangreich ausfällt, wird darauf verzichtet.

34) Die Konstruktionsidee stammt von FEHLING (1990b), S. 4ff., insbesondere S. 4c u. 4d.

35) Ob die Transition tatsächlich aktiviert ist, hängt von der Markierung aller ihrer benachbarten Stellen ab. Der Übersichtlichkeit halber wird hier von weiteren inzidenten Stellen aus der Nachbarschaft der Transition abgesehen.

36) Es könnte der Fall eintreten, daß sich auf der Stelle  $s_b$  zugleich eine Markenkopie  $m_{s,1}$  mit der Attributausprägung "normalwert" und eine weitere Markenkopie  $m_{s,2}$  mit einer anderen, vom "normalwert" verschiedenen Attributausprägung befindet. Dann wären sowohl die Transition "normale\_aktion" als auch die Transition "negativ\_bedingte\_aktion" aktiviert. Um diesen Fall auszuschließen, wird zusätzlich für die Stelle  $s_b$  der Sprungbedingung die Markenskapazität  $KAP_b = 1$  eingeführt. Sie stellt sicher, daß sich auf der Stelle  $s_b$  immer nur höchstens eine Markenkopie  $m_s$  aufhalten kann. Diese Kapazitätseinschränkung war bei der Verwendung einer "gewöhnlichen" Inhibitorkante noch nicht notwendig. Denn sie führte zu einem absoluten Nulltest, der zugunsten der negativ-bedingten Aktion nur dann erfüllt sein konnte, wenn sich auf der Stelle  $s_b$  überhaupt keine Markenkopie befand.

## 6.2.2 Schaltprioritäten

Die Bereicherung Synthetischer Netze um Schaltprioritäten<sup>1)</sup> für Transitionen erschließt - ebenso wie die Einführung von Inhibitorkanten - das Ausdrucksvermögen von TURING-Automaten<sup>2)</sup>. Sowohl Inhibitorkanten als auch Schaltprioritäten ermöglichen die Modellierung von negativ-bedingten Aktionsanweisungen. Allerdings fällt der Bedingungstest bei Inhibitorkanten einerseits und Schaltprioritäten andererseits unterschiedlich aus. Jede Inhibitorkante realisiert einen Nulltest für die Anzahl der Markenkopien, die sich unter der aktuellen Netzmarkierung auf ihrer adjazenten Stelle befinden. Die Schaltpriorität einer Transition nimmt dagegen keinen Bezug auf einen solchen Nulltest. Statt dessen erstreckt sie sich auf eine beliebige, aber transitions- und prioritätsspezifische Bedingung<sup>3)</sup>. Diese Prioritätsbedingung ist oftmals hilfreich, um hierarchisch angeordnete Sachverhalte aus der Konzeptualisierung eines Realproblems zu modellieren<sup>4)</sup>.

Die Prioritätsbedingung<sup>5)</sup> einer Transition  $t_n$  ist ein zweistelliges Prädikat  $PRI(t_n, PG_q)$ . Die prioritätsspezifische Bedingungskomponente ist die Prioritätsgruppe  $PG_q$  mit  $q \in \mathcal{N}_+$ . Eine Prioritätsgruppe ist eine Teilmenge der Transitionenmenge  $T$  eines vorgegebenen Netzes, die mindestens zwei Elemente umfaßt<sup>6)</sup>:  $PG_q = \{t_{n(h)}; h = 1, \dots, H_q\}$  mit  $PG_q \subseteq T$ ,  $H_q \in \mathcal{N}_+$  und  $H_q \geq 2$ . Eine Prioritätsgruppe kann auch mit der Transitionenmenge des Netzes zusammenfallen. Für ein Netz dürfen beliebig viele Prioritätsgruppen definiert sein<sup>7)</sup>. Wenn es mehrere Prioritätsgruppen besitzt, so müssen seine Prioritätsgruppen paarweise verschieden sein<sup>8)</sup>. Sie brauchen allerdings nicht paarweise disjunkt auszufallen<sup>9)</sup>.

Die transitionsspezifische Komponente der Prioritätsbedingung legt das Prädikat  $PRI(t_n, PG_q)$  inhaltlich fest. Das Prioritätsprädikat  $PRI(t_n, PG_q)$  ist entweder das tautologische Prädikat "T", das immer gültig ist. Oder es handelt sich um das Negat der Aktivierungsbedingung<sup>10)</sup> einer *anderen* Transition  $t_a$ , die aus derselben Prioritätsgruppe  $PG_q$  stammt wie die betrachtete Transition  $t_n$ . Es gilt daher<sup>11)</sup>:

$$PRI(t_n, PG_q) : \Leftrightarrow (T) \vee (\forall (t_a \in PG_q): \neg AKT(t_a, M_t))$$

Falls das Prioritätsprädikat als Tautologie festgelegt ist, besitzt die Transition  $t_n$  in der Prioritätsgruppe  $PG_q$  die höchste Schaltpriorität. Andernfalls - wenn das Prioritätsprädikat das Negat der Aktivierungsbedingung einer anderen Transition  $t_a$  ist - besitzt die Transition  $t_n$  eine niedrigere Schaltpriorität als die Alternativtransition  $t_a$ . Die beiden betroffenen Transitionen  $t_n$  und  $t_a$  heißen dann prioritätsinferior bzw. prioritätssuperior<sup>12)</sup>. Diese Prioritätseinstufungen gelten allerdings nur relativ zu den beiden Transitionen<sup>13)</sup> und bezogen auf die zugrundeliegende Prioritätsgruppe  $PG_q$ <sup>14)</sup>.

Durch die relativen Prioritätseinstufungen wird über allen Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe eine Prioritätsordnung konstituiert<sup>15)</sup>. Diese Prioritätsordnung stellt im allgemeinen nur eine Halbordnung dar<sup>16)</sup>. Deswegen brauchen die Transitionen keineswegs in einer linearen Prioritätsfolge<sup>17)</sup> angeordnet zu sein. Vielmehr ist es durchaus zulässig, daß sich zwei Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe relativ zueinander weder superior noch inferior verhalten<sup>18)</sup>. Dafür kommen zwei Fälle in Betracht: Entweder besitzen beide Transitionen dasselbe tautologische Prioritätsprädikat<sup>19)</sup>. Oder ihr Prioritätsprädikat ist die Negation der Aktivierungsbedingung derselben Alternativtransition<sup>20)</sup>.

Für die Festlegung von Schaltprioritäten in der Netzlegende eines erweiterten Synthetischen Netzes wird eine kompakte und übersichtliche Notation eingeführt. Sie beruht einerseits auf dem einstelligen metasprachlichen Prädikat "schaltpriorität". Andererseits kommen die transitions- und prioritätsspezifischen Konstanten " $sp_{n,q}$ " hinzu. Sie können jeweils die eine Argumentstelle

des Prädikats "schaltpriorität" belegen. Jeder Transition  $t_n$  aus einer Prioritätsgruppe  $PG_q$  wird genau eine Konstante " $sp_{n,q}$ " als Schaltpriorität zugeordnet<sup>21</sup>). In der Netzlegende wird die Deklaration der Transition  $t_n$  um das Prädikat "schaltpriorität( $sp_{n,q}$ )" erweitert<sup>22</sup>). Es drückt aus, daß die  $t_n$  innerhalb der Prioritätsgruppe  $PG_q$  die Schaltpriorität  $sp_{n,q}$  besitzt. Falls die Transition  $t_n$  zu mehreren Prioritätsgruppen gehört, umfaßt ihre Deklaration entsprechend viele Prädikate "schaltpriorität( $sp_{n,q}$ )" mit variierendem Teilindex "q". Die gleichen Prädikate können in der Netzgraphik als Beschriftungen der jeweils betroffenen Transitionen verwendet werden.

Der metasprachliche Ausdruck " $sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q}$ " notiert die Prioritätsbeziehung, daß die Transition  $t_{n(1)}$  innerhalb der Prioritätsgruppe  $PG_q$  eine höhere Schaltpriorität als die Transition  $t_{n(2)}$  besitzt<sup>23</sup>). Er wird eingeführt durch die definitorische Äquivalenz:

$$\begin{aligned} & sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q} \\ \Leftrightarrow & (t_{n(1)} \in PG_q \wedge t_{n(2)} \in PG_q \wedge (PRI(t_{n(2)}, PG_q))) \leftrightarrow \neg AKT(t_{n(1)}, M_T) \end{aligned}$$

Die paarweise eingeführten Prioritätsbeziehungen zwischen Transitionen verhalten sich transitiv<sup>24</sup>). Daher können Prioritätsfolgen mit drei oder mehr Gliedern gebildet werden, falls eine Transition  $t_{n(2)}$  zugleich inferior und superior gegenüber zwei anderen Transitionen  $t_{n(1)}$  bzw.  $t_{n(3)}$  aus derselben Prioritätsgruppe  $PG_q$  eingestuft ist. Daher gilt:

$$\begin{aligned} & (sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q}) \wedge (sp_{n(2),q} \succ sp_{n(3),q}) \\ \Leftrightarrow & sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q} \succ sp_{n(3),q} \end{aligned}$$

Die Prioritätsordnung, die einer Prioritätsgruppe überlagert ist, wurde nur als eine Halbordnung eingeführt. Daher muß es keineswegs möglich sein, die Schaltprioritäten aller Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe in der zuvor festgelegten Weise in einer Prioritätsfolge linear anzuordnen. Falls sich eine Transition  $t_{n(4)}$  bezüglich einer anderen Transition  $t_{n(5)}$  aus derselben Prioritätsgruppe weder inferior noch superior verhält<sup>25</sup>), wird dies durch eine ungeordnete Aufzählung ihrer Schaltprioritäten notiert<sup>26</sup>):

$$sp_{n(4),q}, sp_{n(5),q}$$

In der Netzlegende wird am Ende der Sektion "Transitionen/Transaktionen" ein Abschnitt "Schaltprioritäten" ergänzt, falls für das spezifizierte Netz mindestens eine Prioritätsgruppe definiert ist. Im Abschnitt "Schaltprioritäten" werden die zuvor eingeführten Prioritätsbeziehungen für alle Transitionen aus allen Prioritätsgruppen durch metasprachliche Ausdrücke der Art " $sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q}$ " oder " $sp_{n(4),q}, sp_{n(5),q}$ " festgehalten. In Verbindung mit den Prädikaten "schaltpriorität( $sp_{n,q}$ )" in den Deklarationen aller Transitionen, die zu mindestens einer Prioritätsgruppe gehören, werden auf diese Weise alle Schaltprioritäten der Transitionen eines Netzes vollständig spezifiziert.

Zur Verdeutlichung von Schaltprioritäten wird in Abb. 109 bis 111 auf den nächsten Seiten ein einfaches Beispiel präsentiert. Es handelt sich um ein Netz mit drei Transitionen  $t_1, t_2$  und  $t_3$ . Sie bilden eine Prioritätsgruppe  $PG = \{t_1, t_2, t_3\}$ . Ihre Schaltprioritäten konstituieren eine Prioritätsordnung, für die  $sp_{1,q} \succ sp_{2,q} \succ sp_{3,q}$ <sup>27</sup>) gilt. Die drei Transitionen greifen gemeinsam auf Kopien " $m_a$ " einer Attributmarke zu, die nur das Attribut "wert" umfaßt. Die Markenkopien können sich auf der gemeinsamen Eingangsstelle  $s_1$  der drei Transitionen befinden. Die Aktivierungsbedingungen der Transitionen unterscheiden sich durch verschiedene Ausprägungsbereiche, die für das Attribut "wert" gefordert werden<sup>28</sup>). Jede Transition verändert die aktuelle Attributausprägung in einer transitionsspezifischen Weise, falls sie schaltet. Ob eine Transition schalten kann, hängt von der aktuellen Markierung ihrer Eingangsstelle  $s_1$  ab. Es werden zwei

alternative Ausgangsmarkierungen  $M_{0,1}$  und  $M_{0,2}$  betrachtet. Unter der ersten Ausgangsmarkierung  $M_{0,1}$  befinden sich auf der Stelle  $s_1$  drei Markenkopien, die alle drei Transitionen zugleich aktivieren (Abb. 109). Die Transitionen sind aber konfliktionär aktiviert, weil sie auf ihrer gemeinsamen Ausgangsstelle  $s_2$  mit der Markenskapazität  $KAP_2=1$  nur insgesamt eine Markenkopie ablegen dürfen. Die Auflösung des Schaltkonflikts leistet die oben vorgestellte Prioritätsordnung. Die Transition  $t_1$  wird aufgrund ihrer höchsten Schaltpriorität  $sp_1$  bevorzugt. Ihr Schalten bringt die Folgemarkierung  $M_{1,1}$  hervor. Unter der zweiten Ausgangsmarkierung  $M_{0,2}$  belegen wiederum drei Markenkopien die Stelle  $s_1$  (Abb. 110). Nun sind die Attributausprägungen der Markenkopien jedoch so gewählt, daß die Transition  $t_2$  durch zwei Kopien der Attributmarke multipel aktiviert ist, während die Transition  $t_3$  durch genau eine Markenkopie aktiviert wird. Da die Aktivierungsbedingung der Transition  $t_1$  mit der höchsten Schaltpriorität nicht erfüllt ist, ist die Prioritätsbedingung der Transition  $t_2$  erfüllt. Da diese Transition auch aktiviert ist, bleibt die Prioritätsbedingung der inferioren Transition  $t_3$  - trotz ihrer Aktivierung - verletzt. Folglich kann jetzt nur die Transition  $t_2$  schalten. Allerdings wird durch die Prioritätsordnung der Abundanzkonflikt der multiplen Aktivierung dieser Transition nicht aufgelöst. Es wird willkürlich die Markenkopie " $m_{a,4}$ " ausgewählt. Nach dem Schalten der Transition  $t_2$  liegt die Folgemarkierung  $M_{1,2}$  vor.

Im Anschluß an die Abbildungen 109 und 110 wird skizziert, wie in den Netzlegenden für die voranstehenden Netzgraphiken die Schaltprioritäten der drei Transitionen dargestellt werden. Dabei wird der Einfachheit halber nur eine Netzlegende für beide Ausgangsmarkierungen und deren Folgemarkierungen angeführt. Die Sektion "Fakten" enthält daher vier Faktenmengen, die sich gegenseitig ausschließen.

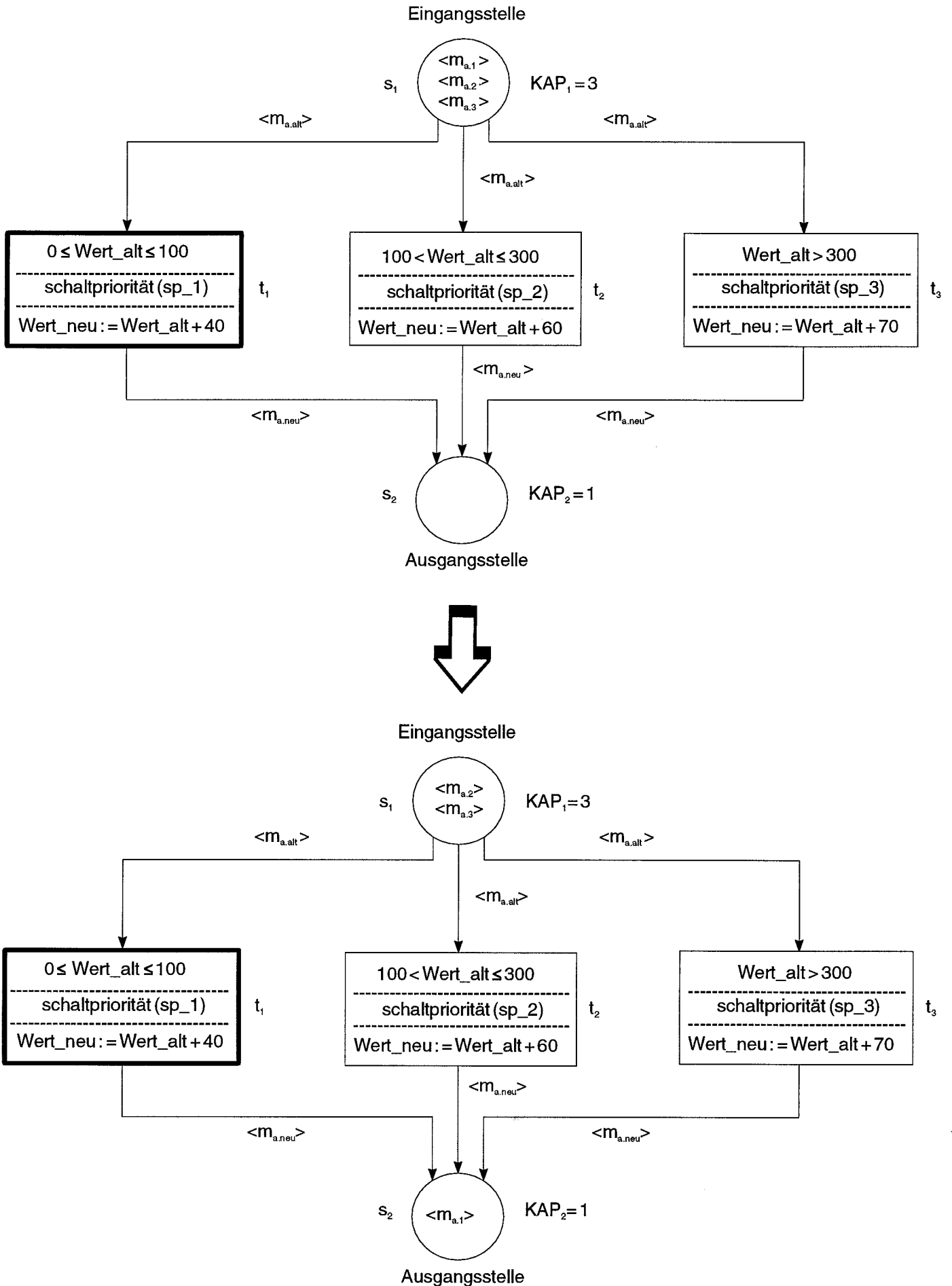


Abb. 109: Netzgraphik mit Schaltprioritäten:  
erste Ausgangsmarkierung  $M_{0,1}$  und deren Folgemarkierung  $M_{1,1}$



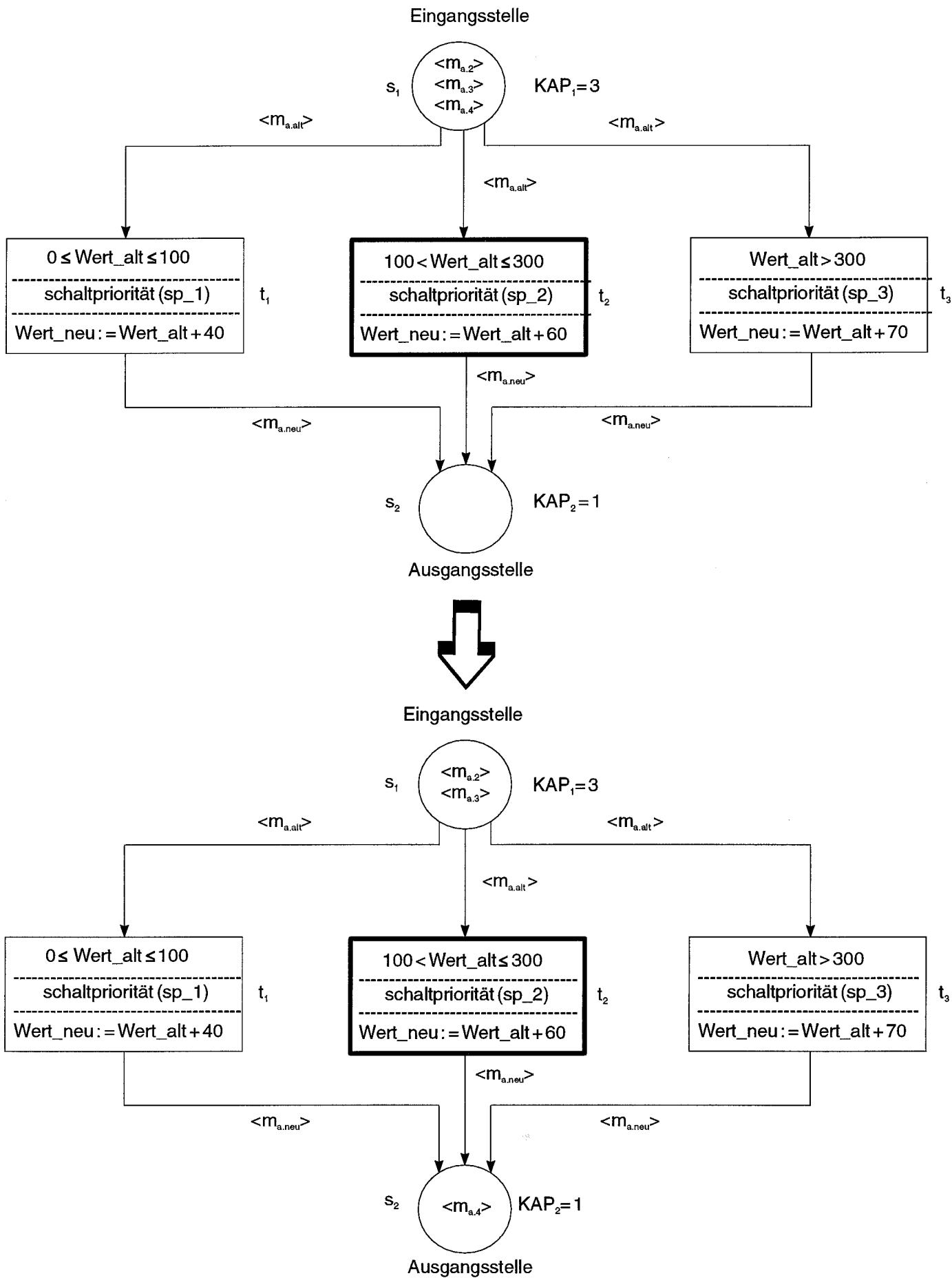


Abb. 110: Netzgraphik mit Schaltprioritäten:  
zweite Ausgangsmarkierung  $M_{0,2}$  und deren Folgemarkierung  $M_{1,2}$

Netzlegende:Marken/Operationssymbole:

wert: REAL

 $\langle m_a \rangle \approx$  attributmarke = Marke(wert)Stellen/Prädikatssymbole:

$s_1$ :      Eingangsstelle(attributmarke)  
              markenkapazität<sub>1</sub> = 3

$s_2$ :      Ausgangsstelle(attributmarke)  
              markenkapazität<sub>1</sub> = 1

Transitionen/Transaktionen:

$t_1$ :      transition\_1  
               $\langle m_{a.alt} \rangle \approx$  eingangsstelle(marke(Wert\_alt))  
               $0 \leq \text{Wert\_alt} \leq 100$   
              schaltpriorität(sp\_1)  
              Wert\_neu := Wert\_alt + 40  
               $\langle m_{a.neu} \rangle \approx$  ausgangsstelle(marke(Wert\_neu))

$t_2$ :      transition\_2  
               $\langle m_{a.alt} \rangle \approx$  eingangsstelle(marke(Wert\_alt))  
               $100 < \text{Wert\_alt} \leq 300$   
              schaltpriorität(sp\_2)  
              Wert\_neu := Wert\_alt + 60  
               $\langle m_{a.neu} \rangle \approx$  ausgangsstelle(marke(Wert\_neu))

$t_3$ :      transition\_3  
               $\langle m_{a.alt} \rangle \approx$  eingangsstelle(marke(Wert\_alt))  
              Wert\_alt > 300  
              schaltpriorität(sp\_3)  
              Wert\_neu := Wert\_alt + 70  
               $\langle m_{a.neu} \rangle \approx$  ausgangsstelle(marke(Wert\_neu))

Schaltprioritäten:  $sp_1 \succ sp_2 \succ sp_3$ Fakten:a) für die Ausgangsmarkierung  $M_{0,1}$ :

$\langle m_{a.1} \rangle \approx$  fakt<sub>0,1</sub>(1, eingangsstelle(marke(55)))  
 $\langle m_{a.2} \rangle \approx$  fakt<sub>0,1</sub>(1, eingangsstelle(marke(140)))  
 $\langle m_{a.3} \rangle \approx$  fakt<sub>0,1</sub>(1, eingangsstelle(marke(370)))

b) für die Folgemarkierung  $M_{1,1}$  der Ausgangsmarkierung  $M_{0,1}$ :

$\langle m_{a,1} \rangle \approx \text{fakt}_{1,1}(1, \text{ausgangsstelle}(\text{marke}(95)))$   
 $\langle m_{a,2} \rangle \approx \text{fakt}_{1,1}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(140)))$   
 $\langle m_{a,3} \rangle \approx \text{fakt}_{1,1}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(370)))$

c) für die Ausgangsmarkierung  $M_{0,2}$ :

$\langle m_{a,2} \rangle \approx \text{fakt}_{0,2}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(140)))$   
 $\langle m_{a,3} \rangle \approx \text{fakt}_{0,2}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(370)))$   
 $\langle m_{a,4} \rangle \approx \text{fakt}_{0,2}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(210)))$

d) für die Folgemarkierung  $M_{1,2}$  der Ausgangsmarkierung  $M_{0,2}$ :

$\langle m_{a,2} \rangle \approx \text{fakt}_{1,2}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(140)))$   
 $\langle m_{a,3} \rangle \approx \text{fakt}_{1,2}(1, \text{eingangsstelle}(\text{marke}(370)))$   
 $\langle m_{a,4} \rangle \approx \text{fakt}_{1,2}(1, \text{ausgangsstelle}(\text{marke}(270)))$

Schließlich zeigt Abb. 111 auf der nächsten Seite, wie sich die Schaltprioritäten der drei Transitionen aus dem voranstehenden Beispiel auf entsprechende Prioritätsbedingungen zurückführen lassen. Es wird nur eine unmarkierte Netzgraphik präsentiert, da ihre Ausgangs- oder Folgemarkierungen unbeachtet bleiben. Ebenso wird auf die Netzlegende verzichtet, weil sich die Transitionsbeschriftungen der Netzgraphik selbst erklären<sup>29)</sup>.

Die Nützlichkeit von Schaltprioritäten läßt sich abermals anhand des einfachen Netzmodells für ein Flexibles Fertigungssystem mit zwei parallelen Fertigungslinien veranschaulichen, das schon früher zur Illustrierung von Deadlocks und Inhibitorkanten verwendet wurde. Das Ablaufdiagramm der Abb. 64 zeigte, daß sich in dem modellierten Produktionssystem eine minimale Durchlaufzeit von 22 Zeiteinheiten verwirklichen läßt. Dies setzt allerdings voraus, daß in allen Konfliktfällen, in denen der eine Transportroboter sowohl für den Vorprodukttransport zur Fertigungslinie 1 als auch für den Vorprodukttransport zur Fertigungslinie 2 eingesetzt werden könnte, die Belieferung der Fertigungslinie 1 bevorzugt wird. Diese Präferenz zugunsten der ersten Fertigungslinie konnte mit den bisher vorgestellten Netzmodellen nicht ausgedrückt werden. Doch die Verwendung von Schaltprioritäten schafft Abhilfe<sup>30)</sup>: Den beiden Transitionen  $t_1$  und  $t_7$ , deren Schaltakte die Zuordnung des Transportroboters zur ersten bzw. zweiten Fertigungslinie ausdrücken, werden die Schaltprioritäten "sp\_1" bzw. "sp\_7" mit  $\text{sp}_1 > \text{sp}_7$  zugeordnet. Dies reicht aus, um die o.a. Bevorzugung der ersten Fertigungslinie im Konfliktfall sicherzustellen. Abb. 112 auf der übernächsten Seite gibt das entsprechend erweiterte Netzmodell wieder.

Die bisher vorgestellten Schaltprioritäten werden den Transitionen auf die jeweils aktuelle Netzmarkierung Bezug. Die eine Argumentstelle des Prädikats "schaltpriorität" wird dann in der Deklaration jeder Transition  $t_n$ , die zu einer Prioritätsgruppe  $PG_q$  gehört, durch eine Variable "Sp<sub>n,q</sub>" für die dynamische Schaltpriorität der Transition belegt. Dieser Variablen wird mit der Hilfe einer Bestimmungsgleichung unter jeder Netzmarkierung eine Konstante als konkrete Ausprägung der Schaltpriorität zugewiesen. Falls die Transition  $t_n$  unter der aktuellen Netzmarkierung aktiviert ist, wird in der Bestimmungsgleichung ein Prioritätskriterium<sup>31)</sup> angewendet. Um die charakteristische Lokalität des Petrinetz-Konzepts zu erhalten, darf das Prioritätskriterium nur auf diejenigen Markenkopien Bezug nehmen, die an der Aktivierung der betrachteten Transition  $t_n$  beteiligt sind<sup>32)</sup>. Insbesondere<sup>33)</sup> ist es möglich, auf die Attributausprägungen zuzugreifen, die den aktivierenden Markenkopien unter der aktuellen Netzmarkierung

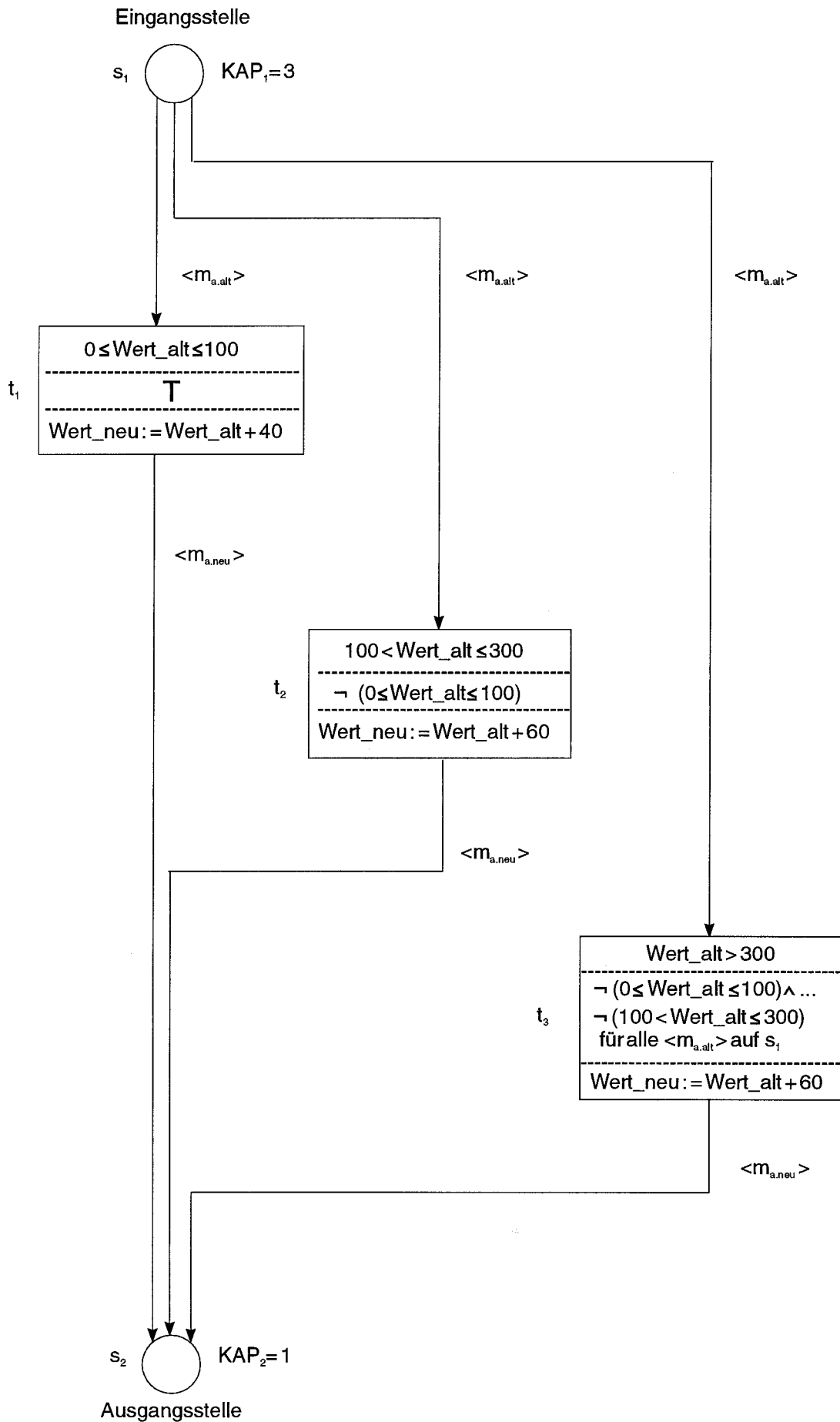


Abb. 111: Unmarkierte Netzgraphik mit Prioritätsbedingungen

Vorproduktlager

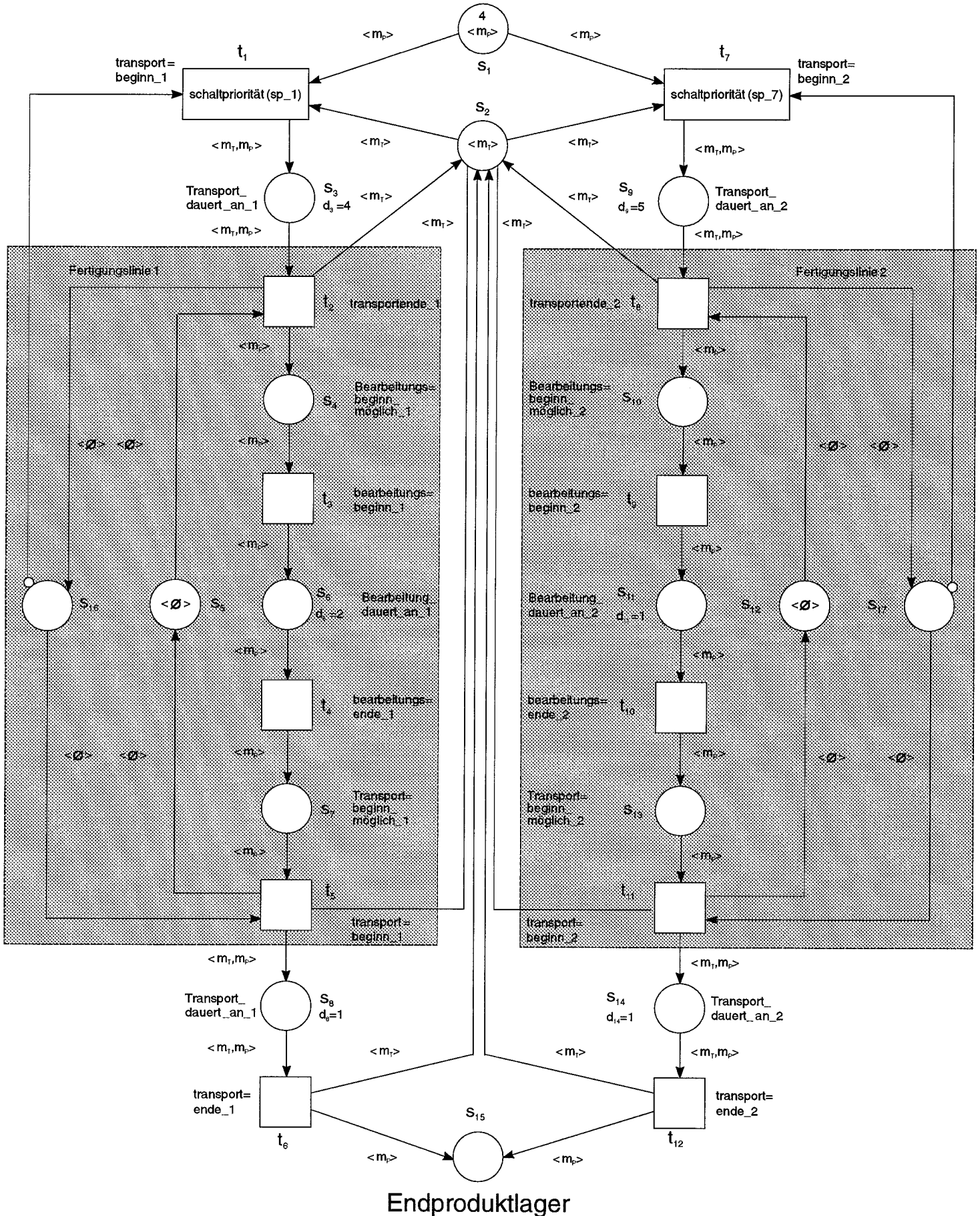


Abb. 112: Erweitertes Netzmodell für zwei Fertigungslinien mit Schulprioritäten

zukommen<sup>34</sup>). Andernfalls - wenn die Transition  $t_n$  unter der aktuellen Netzmarkierung nicht aktiviert ist - erhält ihre dynamische Schaltpriorität die ungünstigste Ausprägung des Prioritätskriteriums, die überhaupt definiert ist<sup>35</sup>). Dies wird in der Deklaration der Transition nicht explizit ausgedrückt, sondern implizit vereinbart<sup>36</sup>).

In der Netzlegende wird die Notation der Prioritätsbeziehungen zwischen den statischen Schaltprioritäten aller Transitionen durch eine Extremierungsformel ersetzt, die aus das Prioritätskriterium Bezug nimmt. Sie selektiert alle aktivierten Transitionen mit entweder maximaler oder aber minimaler Ausprägung des Prioritätskriteriums je nachdem, ob eine möglichst hohe bzw. möglichst niedrige Ausprägung des Kriteriums bevorzugt wird. Im zuvor behandelten Beispiel besaß eine Transition eine um so höhere statische Schaltpriorität, je geringer die Ausprägung des Attributs "wert" ihrer aktivierenden Markenkopie " $m_a$ " ausfiel. Dieser Sachverhalt läßt sich auf der Grundlage dynamischer Schaltprioritäten reformulieren. Zu diesem Zweck wird die Ausprägung des Attributs "wert" als Prioritätskriterium festgelegt, dessen möglichst geringe Ausprägung angestrebt wird. Die entsprechend modifizierte "Transitionen/Transaktionen" aus der - im übrigen unveränderten - Netzlegende lautet:

#### Transitionen/Transaktionen:

```
t1:   transition_1
        <ma,alt> ≈ eingangsstelle(marke(Wert_alt))
        0 ≤ Wert_alt ≤ 100
        Sp_1 := Wert_alt
        schaltpriorität(Sp_1)
        Wert_neu := Wert_alt + 40
        <ma,neu> ≈ ausgangsstelle(marke(Wert_neu))

t2:   transition_2
        <ma,alt> ≈ eingangsstelle(marke(Wert_alt))
        100 < Wert_alt ≤ 300
        Sp_2 := Wert_alt
        schaltpriorität(Sp_2)
        Wert_neu := Wert_alt + 60
        <ma,neu> ≈ ausgangsstelle(marke(Wert_neu))

t3:   transition_3
        <ma,alt> ≈ eingangsstelle(marke(Wert_alt))
        Wert_alt > 300
        Sp_3 := Wert_alt
        schaltpriorität(Sp_3)
        Wert_neu := Wert_alt + 70
        <ma,neu> ≈ ausgangsstelle(marke(Wert_neu))
```

Schaltprioritäten:  $\min \{Sp_X: X=1,2,3\}$

Unter der ersten Ausgangsmarkierung  $M_{0,1}$  befinden sich auf der Eingangsstelle  $s_1$  der drei Transitionen die Markenkopien  $m_{a,1}$ ,  $m_{a,2}$  und  $m_{a,3}$  mit den Ausprägungen "55", "140" bzw. "370" ihres gemeinsamen Attributs "wert". Dadurch werden alle drei Transitionen aktiviert. Ihre dynamischen Schaltprioritäten nehmen folgende Ausprägungen an:

- $Sp_1 := 55$  für Transition  $t_1$ , da sie durch die Markenkopie  $m_{a,1}$  mit der Attributausprägung "55" aktiviert wird;
- $Sp_2 := 140$  für Transition  $t_2$ , da sie durch die Markenkopie  $m_{a,2}$  mit der Attributausprägung "140" aktiviert wird;
- $Sp_3 := 370$  für Transition  $t_3$ , da sie durch die Markenkopie  $m_{a,3}$  mit der Attributausprägung "370" aktiviert wird.

Aufgrund der Minimierungsformel für die Schaltprioritäten wird die Transition  $t_1$  mit der kleinsten Attributausprägung "55" bevorzugt.

Unter der alternativen Ausgangsmarkierung  $M_{0,2}$  wird die Eingangsstelle  $s_1$  dagegen durch die Markenkopien  $m_{a,2}$ ,  $m_{a,3}$  und  $m_{a,4}$  belegt. Sie weisen für ihr gemeinsames Attribut "wert" die Ausprägungen "140", "370" bzw. "270" auf. Dadurch werden nur die beiden Transitionen  $t_2$  und  $t_3$  aktiviert. Für die dynamischen Schaltprioritäten der drei Transitionen gilt daher:

- $Sp_1 := \infty$  für Transition  $t_1$ , da sie nicht aktiviert ist<sup>37)</sup>;
- $Sp_2 := 140$  und  $Sp_2 := 270$  für Transition  $t_2$ , da sie durch die beiden Markenkopien  $m_{a,2}$  und  $m_{a,4}$  mit den Attributausprägungen "140" bzw. "270" aktiviert wird<sup>38)</sup>;
- $Sp_3 := 370$  für Transition  $t_3$ , da sie durch die Markenkopie  $m_{a,3}$  mit der Attributausprägung "370" aktiviert wird.

Aufgrund der Minimierungsformel für die Schaltprioritäten wird die Transition  $t_2$  mit der kleinsten Attributausprägung "140" präferiert. Im Gegensatz zur Verwendung statischer Schaltprioritäten besteht hier kein Abundanzkonflikt bezüglich der Markenkopien  $m_{a,2}$  und  $m_{a,4}$ , die beide die Transition  $t_2$  aktivieren. Denn die Markenkopie scheidet wegen ihrer ungünstigeren Ausprägung des Prioritätskriteriums als Kandidatin für das Schalten der zweiten Transition aus<sup>39)</sup>.

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) In diesem Kapitel werden zunächst nur Schaltprioritäten für Transitionen thematisiert, die der gewöhnlichen permissiven Schaltregel unterliegen. Später wird eine weitere Variante von Schaltprioritäten vorgestellt, die in anderer Weise definiert ist. Dabei handelt es sich um Schaltprioritäten für Transitionen, die einer modallogisch modifizierten - obligatorischen - Schaltregel unterliegen.

2) Vgl. zur TURING-Mächtigkeit von Netzen mit Schaltprioritäten BURKHARD (1982a), S. 85 u. 92 (Dort werden TURING-Automaten zwar nicht explizit angesprochen, sind aber inhaltlich gemeint. BURKHARD behandelt auch die Variante dynamischer Schaltprioritäten, die hier erst später eingeführt werden.); CARSTENSEN (1982), S. 76.

3) Die transitions- und prioritätspezifische Bedingung wird fortan auch als Prioritätsbedingung der jeweils betroffenen Transition bezeichnet. Da die Prioritätsbedingung beliebig festgelegt werden kann, umfaßt sie als *Sonderfall* auch den Nulltest einer Inhibitorkante. Daher übersteigt die Ausdruckskraft von Schaltprioritäten für Transitionen das Ausdrucksvermögen von Inhibitorkanten.

Um einen Nulltest als Sonderfall von Schaltprioritäten für Transitionen zu konstruieren, wird zunächst eine prioritätsuperiore Transition eingeführt. Sie besitzt die Aktivierungsbedingung, daß sich auf ihrer Eingangsstelle  $s_m$  mindestens eine Markenkopie befinden muß. Die Prioritätsbedingung der superioren Transition wird als tautologisches Prädikat festgelegt. Hinzu kommt eine prioritätsinferiore Transition. Sie ist aktiviert, falls sich auf ihrer Informationsstelle - wiederum der Stelle  $s_m$  - keine Markenkopie befindet. Die Prioritätsbedingung der inferioren Transition ist das Negat der Aktivierungsbedingung der superioren Transition. Per constructionem fällt die Prioritätsbedingung der inferioren Transition mit ihrer eigenen Aktivierungsbedingung zusammen. Sie stellt einen Nulltest für die Anzahl von Markenkopien dar, die sich auf ihrer Informationsstelle  $s_m$  befinden; q.e.d. Die hier exemplarisch festgelegten Prioritätsbedingungen werden in Kürze näher erläutert. Eine andere Konstruktion für die Verwirklichung eines Nulltests, die ebenso auf Transitionen mit Schaltprioritäten beruht, findet sich bei BURKHARD (1982a), S. 92. Dort wird allerdings eine besondere dynamische Schaltpriorität verwendet, die Transitionen um so mehr bevorzugt, je länger sie seit ihrer letzten Aktivierung auf ihr Schalten warten mußten.

4) Beispielsweise kann die Zuordnung von Arbeitsgängen zu Bearbeitungsstationen, die mit der Hilfe von Prioritätsregeln erfolgt, auf Prioritätsbedingungen zurückgeführt werden. Dies ist immer dann der Fall, wenn mehrfach geschichtete Prioritätsregeln benutzt werden. Die hierarchische Anordnung der Teilregeln bedeutet, daß eine prioritätsinferiore Zuordnungsregel nur dann ausgeführt werden darf, wenn die Anwendungsbedingungen aller prioritätsuperioren Zuordnungsregeln nicht erfüllt sind. Vgl. dazu die entsprechenden Ausführungen in der später präsentierten Fallstudie.

Prioritätsbedingungen werden ebenfalls benötigt, um realzeitadäquate Prozeßkoordinierungen verwirklichen zu können. Denn harte Realzeitbedingungen lassen sich mitunter nur dann einhalten, wenn es möglich ist, die Erfüllung weniger wichtiger Koordinierungsaufgaben zu unterbrechen, um eine besonders dringliche Koordinierungsaufgabe bevorzugt zu bearbeiten. Für diesen Zweck müssen verschiedene Koordinierungsaufgaben nach ihrer Dringlichkeit angeordnet und mit entsprechenden Unterbrechungsoptionen (interrupts) versehen werden. Die Dringlichkeitsordnung der Koordinierungsaufgaben kann mit der Hilfe von Prioritätsbedingungen ausgedrückt werden. Vgl. zur Priorisierung von Koordinierungsaufgaben und ihrer prioritätsabhängigen Unterbrechbarkeit bei der Beachtung von Realzeitbedingungen z.B. MÖLLER (1984), S. 26.

5) Die Prioritätsbedingung einer Transition ist grundsätzlich unabhängig von ihrer Aktivierungsbedingung definiert. Es ist aber nicht ausgeschlossen, daß die Prioritätsbedingung mit der Aktivierungsbedingung übereinstimmt. Falls Prioritäts- und Aktivierungsbedingung einer Transition nicht zusammenfallen, stehen sie in einem hierarchischen Abhängigkeitsverhältnis zueinander: Die Prioritätsbedingung dominiert die Aktivierungsbedingung. Daher darf eine Transition so lange nicht geschaltet werden, wie ihre Prioritätsbedingung nicht erfüllt ist. Dies gilt unabhängig davon, ob die Transition aktiviert ist oder nicht. Falls die Prioritätsbedingung der Transition erfüllt ist, so muß des weiteren ihre Aktivierungsbedingung überprüft werden. Die Transition kann aktiviert sein, muß es aber nicht. Sie ist nur dann mit Sicherheit aktiviert, wenn ihre Prioritäts- und ihre Aktivierungsbedingung zusammenfallen. Falls eine Transition, deren Prioritätsbedingung erfüllt ist, zugleich auch aktiviert ist, dann kann die Transition geschaltet werden.

Da Prioritäts- und Aktivierungsbedingungen unabhängig voneinander definiert sind, können sie sich im Extremfall gegenseitig ausschließen. Wenn dies der Fall ist, handelt es sich notwendig um eine Transition, die niemals geschaltet werden darf. Denn entweder ist die Prioritätsbedingung erfüllt. Dann ist die Aktivierungsbedingung der Transition als das Negat ihrer Prioritätsbedingung nicht erfüllt. Eine nicht aktivierte Transition darf aber nicht geschaltet werden. Oder die Prioritätsbedingung der Transition ist nicht erfüllt. Dann kann die Transition zwar aktiviert sein. Aber sie darf dennoch nicht schalten, weil ihre Prioritätsbedingung verletzt ist. Dies bedeutet, daß mindestens eine andere Transition mit höherer Schaltpriorität existiert, die unter derselben Netzmarkierung ebenfalls aktiviert ist. Diese andere Transition wird aufgrund ihrer höheren Schaltpriorität gegenüber der betrachteten Transition vorgezogen. Um solche niemals schaltfähigen Transitionen auszuschließen, läßt sich die Definition Synthetischer



Netze um die Integritätsbedingung erweitern, daß die Prioritätsbedingung einer Transition niemals das Negat ihrer eigenen Aktivierungsbedingung sein darf.

6) Es werden Prioritätsgruppen vorausgesetzt, die jeweils mindestens zwei Transitionen umfassen, weil nur mehrere Transitionen durch Schaltprioritäten einander über- und untergeordnet werden können. Für ein Netz, dessen Transitionenmenge nur genau eine Transition umfaßt, lassen sich daher keine Schaltprioritäten definieren.

7) Dies umschließt auch als Grenzfall die Definition von überhaupt keiner Prioritätsgruppe. Dann sind überhaupt keine Schaltprioritäten definiert.

8) Falls zwei identische Prioritätsgruppen zugelassen würden, wären sie entweder redundant oder inkonsistent. Sie wären redundant, wenn sie dieselben Transitionen in derselben Prioritätsordnung gruppieren würden. Sie bedeuteten dagegen eine Inkonsistenz, sofern dieselben Transitionen in unterschiedlichen Prioritätsgruppen gruppiert würden. Beide Fälle werden als unerwünscht ausgeschlossen.

9) Daher kann dieselbe Transition zugleich zu verschiedenen Prioritätsgruppen angehören. Dies ermöglicht, eine Transition in verschiedenen Situationen (Netzmarkierungen) unterschiedlichen Prioritätsordnungen zu unterwerfen. Inkonsistenzen sind so lange mit Sicherheit ausgeschlossen, wie alle Prioritätsgruppen paarweise höchstens eine gemeinsame Transition besitzen. Dies kann von vornherein gefordert werden. Eine solche Restriktion wird hier aber nicht vorausgesetzt. Statt dessen wird zugelassen, daß zwei Prioritätsgruppen auch in mehreren Transitionen übereinstimmen. Wenn dies der Fall ist, kann eine inkonsistente Spezifikation der Prioritätsgruppen vorliegen: Es wäre widersprüchlich, daß (mindestens) zwei Transitionen existieren, die in zwei verschiedenen Prioritätsgruppen enthalten und dabei mit entgegengesetzten Prioritäten angeordnet sind. Eine verallgemeinerte Definition Synthetischer Netze müßte daher als zusätzliche Integritätsbedingung umfassen: Falls mehrere Transitionen in mehreren Prioritätsgruppen zugleich vorkommen, dürfen sie in keinen zwei Prioritätsgruppen entgegengesetzte Schaltprioritäten besitzen.

Für die formale Spezifizierung dieser Integritätsbedingung wird die Schaltpriorität der Transition  $t_n$  in der Prioritätsgruppe  $PG_q$  mit  $sp_{n,q}$  bezeichnet. Die Notation  $sp_{n(1),q} \succ sp_{n(2),q}$  drückt aus, daß die Transition  $t_{n(1)}$  in der Prioritätsgruppe  $PG_q$  gegenüber der Transition  $t_{n(2)}$  bevorzugt wird. Schließlich wird der Potenzmengenoperator "pot<sub>2</sub>" verwendet. Er erzeugt aus jeder Menge, die mindestens zwei Elemente umfaßt, die Menge aller ihrer mindestens zweielementigen Teilmengen. Unter diesen Voraussetzungen gilt für die oben erwähnte Integritätsbedingung mit T als Transitionenmenge des jeweils betrachteten Netzes:

$$\begin{aligned} & \#(T) \geq 2 \\ \Rightarrow & \quad \forall (PG_{q(1)} \in \text{pot}_2(T)) \quad \forall (PG_{q(2)} \in \text{pot}_2(T)): \dots \\ & \quad (t_{n(1)} \in PG_{q(1)} \wedge t_{n(2)} \in PG_{q(1)} \wedge sp_{n(1),q(1)} \succ sp_{n(2),q(1)}) \\ \rightarrow & \quad (\neg (t_{n(1)} \in PG_{q(2)} \wedge t_{n(2)} \in PG_{q(2)} \wedge sp_{n(2),q(2)} \succ sp_{n(1),q(2)})) \end{aligned}$$

Der Sonderfall  $PG_{q(1)} = PG_{q(2)}$  schließt den Fall aus, daß innerhalb derselben Prioritätsgruppe eine Transition gegenüber einer anderen Transition zugleich prioritätsuperior als auch -inferior eingestuft wird. Dies gewährleistet die Antisymmetrie der Prioritätsordnung.

10) Hierin liegt die TURING-Mächtigkeit von Schaltprioritäten für Transitionen begründet. Denn die negativ-bedingte Aktionsanweisung eines TURING-Automaten läßt sich mit Hilfe von Schaltprioritäten auf folgende Weise realisieren: Die Aktivierungsbedingung der Alternativtransition wird mit der Sprungbedingung aus der Aktionsanweisung identifiziert. Die bedingt auszuführende Aktion wird in die Definition der Schaltwirkung der betrachteten Transition aufgenommen. Schließlich wird die Aktivierungsbedingung dieser Transition so festgelegt, daß sie mit ihrer Prioritätsbedingung - also mit dem Negat der Aktivierungsbedingung der Alternativtransition - zusammenfällt. Unter diesen drei Voraussetzungen gilt: Die betrachtete Transition kann durch ihr Schalten die negativ-bedingte Aktion genau dann ausführen, wenn die Transition aktiviert ist. Die Transition ist genau dann aktiviert, wenn ihre Prioritätsbedingung erfüllt ist. Ihre Prioritätsbedingung ist genau dann erfüllt, wenn die Aktivierungsbedingung der Alternativtransition nicht erfüllt ist. Die Aktivierungsbedingung der Alternativtransition ist genau dann nicht erfüllt, wenn die Sprungbedingung nicht erfüllt ist. Aus der transitiven Zusammenfassung der vier voranstehenden Äquivalenzfeststellungen folgt: Die Transition kann die negativ-bedingte Aktion genau dann ausführen, wenn die Sprungbedingung nicht erfüllt ist (q.e.d.). Falls die Sprungbedingung erfüllt wird, ist dagegen per constructionem die Alternativtransition aktiviert. Ihr Schalten entspricht dem Ausführen desjenigen Sprungbefehls, der bei erfüllter Sprungbedingung zu einer alternativen Aktion des TURING-Automaten verzweigt.

11) Obwohl die Definition des Prioritätsprädikats nur auf genau eine andere Transition  $t_a$  Bezug nimmt, darf nicht der Einsquantor verwendet werden. Denn es könnte zufällig auch die Aktivierungsbedingung einer dritten Transition

verletzt sein, wenn die Aktivierungsbedingung der jeweils betrachteten "anderen" Transition  $t_a$  nicht erfüllt ist. Damit in diesem Fall die Erfüllung des Prioritätsprädikats erhalten bleibt, wird lediglich der Existenzquantor benutzt.

12) Prioritätssuperiore (prioritätsinferiore) Transitionen werden auch kurz als superiore (inferiore) Transitionen angesprochen. Wenn die Prioritätsbedingung einer Transition im ersten Teilprädikat die Tautologie ausweist, verhält sich die Transition prioritätssuperior gegenüber allen anderen Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe, deren Prioritätsbedingungen kein tautologisches erstes Teilprädikat besitzen.

13) Eine Transition  $t_n$ , die bezüglich einer ersten Transition  $t_{a(1)}$  aus der Prioritätsgruppe  $PG_q$  prioritätsinferior ist, kann hinsichtlich einer zweiten Transition  $t_{a(2)}$  aus derselben Prioritätsgruppe prioritätssuperior sein.

14) Dieselbe(n) Transition(en) kann (können) in mehreren Prioritätsgruppen enthalten sein.

15) Die Prioritätsordnung wird als eine zweistellige, irreflexive, transitive und antisymmetrische Relation vorausgesetzt. Ihre Zweistelligkeit folgt unmittelbar aus der Definition von Schaltprioritäten, die auf das Prioritätsverhältnis zwischen je zwei Transitionen bezogen wurde. Die Irreflexivität ergibt sich daraus, daß eine Transition niemals gegenüber sich selbst bevorzugt werden kann. Die Transitivität der Prioritätsordnung ist unmittelbar einsichtig. Ihre Antisymmetrie bedeutet, daß nicht zugelassen wird, eine Transition gegenüber einer anderen Transition zugleich prioritätssuperior und -inferior einzustufen. Denn es wäre inkonsistent, eine Transition gegenüber einer anderen Transition bevorzugen und zugleich hintenanstellen zu wollen. Vgl. zur Erklärung einer zweistelligen Prioritätsrelation für Petrinetze auch BURKHARD (1982a), S. 87.

Die charakteristischen Relationseigenschaften der Prioritätsordnung gelten allerdings nur innerhalb einer Prioritätsgruppe. Falls zwei Transitionen gemeinsam zu mindestens zwei unterschiedlichen Prioritätsgruppen gehören, brauchen die gruppeninterne Transitivität und Antisymmetrie der Prioritätsordnungen gruppenübergreifend nicht mehr zu gelten. Wenn sich z.B. die Transition  $t_{n(1)}$  in der ersten Prioritätsgruppe gegenüber der Transition  $t_{n(2)}$  superior verhält, kann die Transition  $t_{n(1)}$  in der zweiten Prioritätsgruppe gegenüber der Transition  $t_{n(2)}$  inferior eingestuft sein (Verletzung der Antisymmetrie). Falls die Transition  $t_{n(1)}$  in der ersten Prioritätsgruppe gegenüber der Transition  $t_{n(2)}$  superior und die Transition  $t_{n(2)}$  in der zweiten Prioritätsgruppe gegenüber der Transition  $t_{n(3)}$  ebenso superior angeordnet ist, so muß daraus keineswegs die Bevorzugung von Transition  $t_{n(1)}$  gegenüber Transition  $t_{n(3)}$  folgen (keine Garantie der Transitivität). Statt dessen kann der Fall eintreten, daß die Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(3)}$  nicht in derselben Prioritätsgruppe gemeinsam enthalten sind. Ebenso ist es möglich, daß sie zwar beide in der ersten Prioritätsgruppe vorkommen, dort aber die Transition  $t_{n(1)}$  gegenüber der Transition  $t_{n(3)}$  inferior eingestuft ist.

16) Dies entspricht dem früher festgelegten Halbordnungsbegriff (i.w.S.). Auch dort wurden Halbordnungen als (zweistellige) transitive und antisymmetrische Relationen definiert. Entgegen der oftmals üblichen Vorgehensweise, für Halbordnungen auch die Eigenschaft der Reflexivität zu fordern, wurde darauf in dieser Arbeit von vornherein verzichtet. Dies ermöglicht hier, Prioritätsordnungen als besondere Halbordnungen zu behandeln. Denn Prioritätsordnungen müssen sich grundsätzlich irreflexiv verhalten. Dies wurde in der voranstehenden Anmerkung dargelegt. Dies rechtfertigt nachträglich die frühere Definition von Halbordnungen (i.w.S.).

17) Eine lineare Prioritätsfolge liegt genau dann vor, wenn die Prioritätsordnung, die der betrachteten Prioritätsgruppe überlagert ist, eine Vollordnung darstellt. Eine solche Vollordnung tritt ein, wenn drei Bedingungen erfüllt sind. Erstens muß genau eine Transition aus der Prioritätsgruppe das tautologische Prioritätsprädikat besitzen. Zweitens muß für jede andere Transition aus derselben Prioritätsgruppe gelten: Ihr Prioritätsprädikat ist die Negation der Aktivierungsbedingung einer anderen Transition aus der Prioritätsgruppe. Drittens dürfen keine zwei Transitionen aus der Prioritätsgruppe die Negation der Aktivierungsbedingung derselben anderen Transition als Prioritätsprädikat aufweisen.

18) Diese Halbordnung ist notwendig, wenn Prioritätsordnungen auf Prioritätskriterien zurückgeführt werden, die sich auf einer metrischen Skala messen lassen. Denn in diesem Fall ist es möglich, daß zwei Transitionen das Prioritätskriterium im selben Ausmaß erfüllen. Es wäre dann - hinsichtlich des vorausgesetzten Kriteriums - inkonsistent, eine Transition gegenüber der jeweils anderen superior oder inferior zu behandeln. Ein Beispiel dafür wird in der späteren Fallstudie präsentiert. Dort wird eine Prioritätsordnung für Transitionen zur Anforderung von Transportmitteln anhand des Kriteriums "Anfahrtweglänge" aufgestellt. Dabei läßt sich nicht ausschließen, daß mehrere Transportmittel dieselbe Anfahrtsweglänge besitzen. Vgl. zu einem analogen Beispiel, das als Prioritätskriterium die Wartedauer von aktivierten Transitionen verwendet, BURKHARD (1982a), S. 87. Es wird auch der Extremfall zugelassen, daß die Prioritätsordnung zu einer Nichtordnung entartet. Dies ist immer dann der Fall, wenn alle Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe das tautologische Prädikat als Prioritätsbedingung besitzen. Es handelt sich dann um Transitionen mit uniform höchster Schaltpriorität (bezüglich ihrer gemeinsamen Prioritätsgruppe). Dieser Extremfall muß zugelassen werden, um auch solche Netze abdecken zu können, in denen alle Transitionen aus derselben Prioritätsgruppe das zugrundelegte Prioritätskriterium zufällig im selben Ausmaß erfüllen. Darüber hinaus kann er auf Netze angewendet werden, deren Transitionen ausschließlich die obligatorische Schaltregel befolgen.

- 19) In diesem Fall handelt es sich um zwei Transitionen, die in ihrer gemeinsamen Prioritätsgruppe gemeinsam die höchste Schaltpriorität besitzen. Diese Option läßt sich später nutzen, um anläßlich der modallogischen Erweiterung Synthetischer Netze obligatorische Transitionen mit der Hilfe von Schaltprioritäten zu definieren.
- 20) Dann verhalten sich beide Transitionen inferior bezüglich ihrer gemeinsamen Alternativtransition. Sie stehen aber untereinander in keiner Prioritätsbeziehung.
- 21) Falls für ein Netz überhaupt keine Prioritätsgruppe definiert ist, entfallen die hier vorgetragenen Erläuterungen. Wenn genau eine Prioritätsgruppe definiert ist, kann auf den (Teil-)Index "q" verzichtet werden. Es braucht dann lediglich auf die Prioritätsgruppe PG und die Schaltprioritäten  $sp_n$  Bezug genommen zu werden.
- 22) Falls die Deklaration mindestens eine Restriktionsformel für die Schaltvoraussetzung (Schaltwirkung) der Transition besitzt, so wird das Prädikat "schaltpriorität" hinter (vor) der letzten (ersten) Restriktionsformel notiert. Das Prädikat separiert daher die Restriktionsformeln von Schaltvoraussetzung und -wirkung, sofern sie in der Transitionsdeklaration vorkommen.  
Wenn als Schaltprioritäten  $sp_{n,g}$  nur nicht-negative Ganzzahlen verwendet werden, lassen sie sich besonders leicht durch Standardkonstrukte des PROLOG-Dialekts "TASKLOG" implementieren. In diesem Fall bedarf der nachfolgend erwähnte Abschnitt "Schaltprioritäten" in der Sektion "Transitionen/Transaktionen" keiner eigenständigen Implementierung. Denn seine Aufgabe, die Rangfolge der Schaltprioritäten  $sp_{n,g}$  auszudrücken, wird bereits durch die natürliche Anordnung der ganzzahligen Schaltprioritäten erfüllt. Dabei wird vorausgesetzt, daß die Schaltpriorität einen um so höheren Rang einnimmt, je geringer der Betrag ihrer Ganzzahl  $sp_{n,g}$  ist. Vgl. zu den Prioritätskonstrukten, die von der Programmiersprache TASKLOG angeboten werden, VARNEY (1988), S. 6.
- 23) Ebenso gilt: Die Transition  $t_{n(1)}$  ( $t_{n(2)}$ ) verhält sich prioritätssuperior (prioritätsinferior) gegenüber der Transition  $t_{n(2)}$  ( $t_{n(1)}$ ).
- 24) Das folgt unmittelbar aus dem Sachverhalt, daß die Prioritätsordnung, die auf den Transitionen einer Prioritätsgruppe durch die Schaltprioritäten der Transitionen konstituiert wird, eine transitive Relation darstellt.
- 25) Vgl. dazu auch die entsprechende Definition einer Äquivalenzrelation bei BURKHARD (1982a), S. 87. Diese Äquivalenzrelation faßt alle Transitionen in einer Äquivalenzklasse zusammen, die sich relativ zueinander weder prioritätssuperior noch -inferior verhalten (und zur selben Prioritätsgruppe gehören).
- 26) Dies trifft insbesondere auch auf den Extremfall zu, daß alle Transitionen  $t_{n(h)}$  aus derselben Prioritätsgruppe  $PG_q$  dieselbe höchste Schaltpriorität besitzen. Dann gilt:  $sp_{n(1),q}, \dots, sp_{n(Hq),q}$ .
- 27) In der Netzlegende eines Synthetischen Netzes wird von der oben eingeführten Notation der Schaltprioritäten " $sp_{n,q}$ " dadurch abgewichen, daß sie als Konstanten " $sp_{n,q}$ " notiert werden. Falls nur eine Prioritätsgruppe definiert ist, verkürzt sich die Notation zu " $sp_n$ ". Dies ist auch im hier präsentierten Beispiel der Fall. Diese Notationsvariation besitzt jedoch keine materielle Bedeutung. Sie reflektiert lediglich den Umstand, daß die Netzlegende an die Implementierungsrestriktionen der Programmiersprache PROLOG angepaßt ist. Dort lassen sich keine tiefgestellten Indices verwenden. Daher wird die Tiefstellung durch den separierenden Unterstrich "\_" ersetzt.
- 28) Die Ausprägungsbereiche werden so formuliert, daß sie sich nicht überschneiden. Hierdurch wird eine konsistente Formulierung der Wertzuweisungen für die neuen Attributausprägungen gewährleistet. Die Definition von Schaltausprägungen ist jedoch nicht darauf angewiesen, daß sich die Restriktionsformeln aus den Schaltvoraussetzungen von Transitionen, die zur selben Prioritätsgruppe gehören, wechselseitig ausschließen. Statt dessen wäre es im hier betrachteten Beispiel - abgesehen von der o.a. Zuweisungsinkonsistenz - durchaus zulässig, daß sich die Ausprägungsbereiche des einen Attributs der Attributmarke in den Restriktionsformeln der drei Transitionen an ihren Rändern überlappen. Dann würde eine Kopie der Attributmarke, deren Attributausprägung innerhalb einer Überlappung liegt, zwei Transitionen zugleich aktivieren. In diesem Fall würde die Prioritätsordnung den Zugriffskonflikt der beiden betroffenen Transitionen jeweils zugunsten der superioren Transition auflösen.
- 29) Alle drei Transitionen können nur dann aktiviert sein, falls sich auf ihrer gemeinsamen Eingangsstelle  $s_1$  mindestens eine Kopie " $m_a$ " der Attributmarke befindet. Daher wäre es selbstwidersprüchlich, in den Prioritätsbedingungen der beiden Transitionen  $t_2$  und  $t_3$  zu fordern, daß sich auf der Eingangsstelle  $s_1$  überhaupt keine Markenkopie befindet. Die Aktivierungsbedingung der Transition  $t_1$  mit der höchsten Schaltpriorität lautet, daß sich auf der Eingangsstelle  $s_1$  mindestens eine Markenkopie befinden muß *und* daß ihre Attributausprägungen zwischen den Werten "0" und "100" liegen muß. Da die Prioritätsbedingung der Transition  $t_2$  das Negat der Aktivierungsbedingung der Transition  $t_1$  ist, gilt hierfür zunächst: Die Prioritätsbedingung der Transition  $t_2$  ist erfüllt, falls sich keine Markenkopie auf der Eingangsstelle  $s_1$  befindet *oder* falls die Attributausprägungen aller dort befindlichen Kopien nicht zwischen den Werten "0" und "100" liegen. Aufgrund der eingangs festgestellten Selbstwidersprüchlichkeit wird jedoch der erste Teil des vorgenannten Adjugats ausgeschlossen. Folglich wird als Prioritätsbedingung der Transition  $t_2$  enger formuliert: Sie ist erfüllt, wenn die Attributausprägungen aller dort befindlichen Kopien nicht zwischen den Werten "0" und "100" liegen. Genau dieses Negat des Ausprägungsbereichs aus der Aktivierungsbedingung der Transition  $t_1$  ist als Prioritätsbedingung der Transition  $t_2$  in der Netzgraphik ausgewiesen. Auf eine Äquivalenz-

umformung des Negats in eine nicht-negierte Formel wird bewußt verzichtet, um den Charakter der Prioritätsbedingung zu verdeutlichen. In analoger Weise läßt sich begründen, als Prioritätsbedingung der Transition  $t_3$  nur die Negate der beiden Ausprägungsbereiche zu verwenden, die in den Aktivierungsbedingungen der prioritätssuperioren Transitionen  $t_1$  und  $t_2$  enthalten sind. Es wird darauf verzichtet, dies noch einmal ausführlich darzulegen.

30) Auch FEHLING (1990b), S. 4, räumt ein, daß für den hier betrachteten Fall eine "Prioritätenregelung" am geeignetsten ist. Die Entwicklungsumgebung "PetriLab", die seiner Modellierung zugrundeliegt, gestattet jedoch keine Schaltprioritäten. Daher muß FEHLING (1990b), S. 4, zu der dubiosen Ersatzkonstruktion greifen, die Transition  $t_1$  eine wesentlich höhere Schaltwahrscheinlichkeit als der Transition  $t_7$  zuzuordnen. Dagegen lassen sich zwei schwerwiegende Bedenken anführen: Erstens kann eine solche stochastische Ersatzkonstruktion ein prioritätsartiges Schaltverhältnis zwischen den beiden Transitionen zwar weitgehend annähern. Darauf beruft sich auch FEHLING (1990b), S. 4, Fn. 4. Aber es liegt in der Natur stochastischer Modellierungen, daß auch das Eintreten von "unwahrscheinlichen" Schaltakten niemals ausgeschlossen werden kann. Daher IST FEHLING's Konstruktionsvorschlag nicht in der Lage, ein prioritätsverletzendes Schaltverhalten der beiden Transitionen  $t_1$  und  $t_7$  in jedem Fall zu verhindern. Zweitens erachtet es der Verf. grundsätzlich als einen Verstoß gegen den Wunsch nach "natürlicher" Modellierung, Prioritätsaspekte durch stochastische Ersatzkonstrukte wiedergeben zu wollen.

31) Prioritätskriterien wurden bereits in einer früheren Anmerkung exemplarisch eingeführt. Dort diente die Anfahrtsweglänge von Transportmitteln dazu, das Transportmittel mit der kürzesten Anfahrtsweglänge zu bevorzugen.

32) Wenn an der Aufrechterhaltung der Lokalität der Schaltregel eines Netzes kein Interesse besteht, läßt sich auf diese Restriktion verzichten.

33) Daneben können aber auch die Anzahl der aktivierenden Marken oder die Art ihrer Verteilung auf den Einflußstellen der Transitionen Berücksichtigung finden.

34) Dieser Ansatz wird später bei der Bereicherung Synthetischer Netze um die Anschauungsform "Zeit" einerseits genutzt, um die Schaltpriorität einer Transition um so höher ausfallen zu lassen, je längere Zeit seit dem Beginn ihrer letzten Aktivierung verstrichen ist. Andererseits wird die Schaltpriorität einer Transition um so höher angesetzt, je geringer der Zeitabstand zwischen der aktuellen Systemzeit und dem Ablauf einer Maximalfrist für das Schalten der Transition ausfällt.

35) Falls für ein reellzahliges Prioritätskriterium eine möglichst hohe (niedrige) Ausprägung bevorzugt wird, läßt sich als ungünstigste Ausprägung die kleinste (größte) Realzahl festlegen, die sich in der jeweils benutzen Implementierungsumgebung ausdrücken läßt.

36) Bei der Implementierung dynamischer Schaltprioritäten läßt sich dies ohne Schwierigkeiten berücksichtigen. Zunächst werden die dynamischen Schaltprioritäten aller Transitionen mit derselben Voreinstellung initialisiert. Sie nimmt jeweils die ungünstigste Ausprägung des zugrundeliegenden Prioritätskriteriums an (vgl. die voranstehende Anmerkung). Unter jeder erreichten Netzmarkierung wird zunächst nur die Aktivierung von Transitionen untersucht. Die Schaltpriorität einer Transition wird anhand des Prioritätskriteriums nur dann neu bestimmt, wenn der Aktivierungstest positiv ausgefallen ist. Andernfalls behält sie die ungünstigste Ausprägung des Prioritätskriteriums als Voreinstellung bei. Sobald eine aktivierte Transition geschaltet worden ist, wird ihre Schaltpriorität auf die vorgenannte Voreinstellung zurückgesetzt.

37) Von den drei Transitionen wird stets diejenige bevorzugt, die aktiviert ist und von allen aktivierten Transitionen die kleinste Ausprägung des Prioritätskriteriums - des Attributs "wert" - aufweist. Daher ist die ungünstigste Ausprägung des Prioritätskriteriums die größte Realzahl, die sich in der jeweils vorhandenen Implementierungsumgebung darstellen läßt. Um das Beispiel von den Spezifika solcher Implementierungsumgebungen unabhängig zu formulieren, wird hier jene größte ausdrückbare Realzahl durch das Symbol " $\omega$ " vertreten.

38) Die alternative Belegung derselben Variablen "Sp\_2" durch zwei unterschiedliche Konstanten "140" und "270" entspricht der multiplen Aktivierung der Transition  $t_2$ . Hierbei wird das Ausdrucksvermögen Synthetischer Netze genutzt, dieselbe Transition mit unterschiedlichen Variablenbelegungen (Schaltfarben) aktivieren und schalten zu können.

39) Ein Abundanzkonflikt würde hier nur dann bestehen, wenn die Markenkopien  $m_{a,2}$  und  $m_{a,4}$  dieselbe niedrigste Ausprägung des Prioritätskriteriums besäßen. Dies wäre z.B. der Fall, wenn sie für das Attribut "wert" entweder gemeinsam die Ausprägung "140" oder aber gemeinsam die Ausprägung "270" aufwiesen.

## 6.2.3 Variable Kantengewichte

Kantengewichte stellen im Kernkonzept Synthetischer Netze Multimengen aus teilevaluierten atomaren Formeln dar. Die Anzahl der Formelvorkommnisse<sup>1)</sup> eines Kantengewichts steht von vornherein fest. Für die Aktivierung oder für das Schalten einer Transition sind hinsichtlich ihrer jeweils betrachteten adjazenten Kante genau so viele Markenkopien erforderlich, wie die Anzahl der Formelvorkommnisse im konstanten Kantengewicht vorgibt. Denn jede Markenkopie ist per constructionem das Argument für genau ein Formelvorkommnis aus der Multimenge eines Kantengewichts<sup>2)</sup>. Daher entspricht jedem Kantengewicht eine feste Anzahl von Markenkopien. Diese Restriktion wird durch die Einführung von Kantengewichten überwunden, die aus variablen Multimengen bestehen. Solche variablen Kantengewichte korrespondieren mit variablen Anzahlen von Markenkopien, die entlang der gewichteten Kanten zur Kenntnis genommen<sup>3)</sup> oder bewegt<sup>4)</sup> werden. Variable Kantengewichte erschließen wiederum das Ausdrucksvermögen von TURING-Automaten<sup>5)</sup>. Im folgenden wird allerdings nur eine besondere Ausprägung variabler Kantengewichte<sup>6)</sup> thematisiert: Sie betrifft Absorber- und Distributorkanten. Sie reichen für die Modellierungszwecke dieser Arbeit aus<sup>7)</sup>.

Eine Absorberkante<sup>8)</sup> weist stets von der Einflußstelle<sup>9)</sup> einer Transition zu eben dieser Transition. Die Einflußstelle, von der eine Absorberkante ausgeht, wird als Absorptionsstelle bezeichnet<sup>10)</sup>. Eine Absorberkante drückt aus, daß bei der Aktivierung der Transition alle Markenkopien zur Kenntnis genommen werden, die sich unter der aktuellen Netzmarkierung auf der Absorptionsstelle befinden. Falls die Transition aktiviert ist<sup>11)</sup> und tatsächlich geschaltet wird, werden über die Absorberkante alle Markenkopien abgezogen, die sich unter der Netzmarkierung auf der Absorptionsstelle befunden haben<sup>12)</sup>. Nach dem Schalten der Transition ist die Absorptionsstelle daher im allgemeinen<sup>13)</sup> unmarkiert<sup>14)</sup>. Eine Absorberkante wird in einer Netzgraphik durch das graphische Symbol einer gewöhnlichen Kante dargestellt. Allerdings erhält die Absorberkante eine besondere Anschrift: Falls die zugehörige Absorptionsstelle für Kopien " $m_s$ " einer beliebigen sortierten Markenart " $s$ " definiert ist, wird die Absorberkante mit dem Ausdruck "alle $\langle m_s \rangle$ " beschriftet<sup>15)</sup>. In der Netzlegende erfolgt die Präzisierung des Kantengewichts in der Deklaration derjenigen Transition, zu deren Einflußkanten die Absorberkante gehört. In exemplarischer Weise wird eine Absorptionsstelle  $s_m$  betrachtet, die mit dem Namen des einstelligen<sup>16)</sup> Prädikatssymbols "Absorption(sor\_marke)" beschriftet ist. Es ist für Kopien " $m_s$ " der Marke mit der Sorte "sor\_marke" definiert. Unter diesen Voraussetzungen gilt mit "Sor\_marke" als einer Variablen der Sorte "sor\_marke"<sup>17)</sup>:

$$\begin{aligned} & \text{alle}\langle m_s \rangle \\ \approx & \sum \text{Mu} \bullet \text{absorption}(\text{Sor\_marke}): \text{fakt}(\text{Mu}, \text{absorption}(\text{Sor\_marke})) \wedge \text{Mu} \in \mathcal{N}_+ \end{aligned}$$

Diese formale Präzisierung drückt aus, daß alle Formelvorkommnisse "absorption(Sor\_marke)" berücksichtigt werden, die in der Faktenmenge  $\text{FAK}_{\text{Absorption}}$  der Absorptionsstelle aktuell enthalten sind. Die Variable "Sor\_marke" aus der Argumentstelle der Formelvorkommnisse "absorption(Sor\_marke)" kann durch jede Markenkopie " $m_s$ " gebunden werden, die sich unter der aktuellen Netzmarkierung auf der Absorptionsstelle  $s_m$  befindet. Die Markenkopien brauchen keineswegs identisch zu sein. Falls es sich - zumindest partiell - um verschiedene Kopien derselben Marke handelt, lassen sie sich durch den differenzierenden Teilindex "d" als Markenkopien " $m_{s,d}$ " unterscheiden<sup>18)</sup>. Die Variable "Mu" gibt die Multiplizität an, mit der diejenige Markenkopie " $m_{s,d}$ " in der aktuellen Faktenmenge der Absorptionsstelle  $s_m$  vorkommt, mit der gerade die Variable "Sor\_marke" in der Formel "absorption(Sor\_marke)" gebunden worden ist.

Auf den ersten Blick mag die Erläuterung der formalen Definition von Absorberkanten kompliziert erscheinen. Die operationale Umsetzung der Definition in ein Konstrukt der Programmiersprache PROLOG bereitet jedoch keine größeren Schwierigkeiten. Denn jede Absorberkante läßt sich mit Hilfe des Standardprädikats "findall"<sup>19)</sup> implementieren. Seine Anwendung erzeugt eine Liste aller Formelvorkommnisse, die in der Faktenmenge  $FAK_{Absorption}$  der Absorptionsstelle mit den Multiplizitäten "Mu" aktuell vorkommen. Die Argumente dieser Formelvorkommnisse sind die Markenkopien "m<sub>s,d</sub>".

Die bisher erfolgten Erläuterungen lassen noch einen Freiheitsgrad offen. Er betrifft die Aktivierung einer Transition, die eine Absorberkante als Einflußkante besitzt<sup>20)</sup>. Dabei wird unterstellt, daß die Aktivierungsbedingung der Transition - abgesehen vom Aktivierungseinfluß der Absorberkante - erfüllt ist. Die Transition ist in diesem Fall nur dann tatsächlich aktiviert, wenn alle Markenkopien, die sich auf der Absorptionsstelle der Absorberkante befinden, die Restriktionsformeln aus der Schaltvoraussetzung der Transition vollständig erfüllen. Auch dies wird fortan vorausgesetzt. Es bleibt aber unbestimmt, ob die betrachtete Transition auch dann noch aktiviert ist, wenn sich auf der Absorptionsstelle überhaupt keine Markenkopien befinden. Für diese Situation wird folgende Fallunterscheidung getroffen:

- Wenn die Transition mindestens eine Restriktionsformel besitzt, die sich auf Markenkopien der unmarkierten Absorptionsstelle bezieht<sup>21)</sup>, dann ist die Transition nicht aktiviert<sup>22)</sup>.
- Falls die Transition durch keine Restriktionsformel auf Markenkopien einer unmarkierten Absorptionsstelle Bezug nimmt, gilt sie als aktiviert<sup>23)</sup>.

Betrachtet wird eine Transition mit einer Absorberkante, die aktiviert ist, obwohl sich auf ihrer Absorptionsstelle keine Markenkopie befindet. Darüber hinaus wird unterstellt, daß die Absorberkante eine Eingangskante der Transition darstellt<sup>24)</sup>. Wenn diese aktivierte Transition tatsächlich geschaltet wird, zieht sie "alle" Markenkopien ab, die sich auf der Absorptionsstelle befinden: Beim Schalten der Transition fließt keine Markenkopie über ihre Absorberkante<sup>25)</sup>.

Das Konzept der Absorberkanten läßt sich um Distributorkanten bereichern. Eine Distributorkante<sup>26)</sup> stellt das Komplement zu einer Absorberkante dar. Jede Distributorkante bezieht sich daher auf genau eine Absorberkante<sup>27)</sup>. Im Gegensatz zu Absorberkanten erstreckt sich jedoch eine Distributorkante immer zwischen einer Transition und einer ihrer Ausgangsstellen. Distributorkanten gehören daher zu den Ausgangskanten von Transitionen. Diejenige Ausgangsstelle, auf die eine Distributorkante gerichtet ist, wird als Distributionsstelle bezeichnet.

Über die Distributorkante einer Transition werden alle Markenkopien, welche die Transition zuvor über die zugehörige Absorberkante<sup>28)</sup> von einer Absorptionsstelle abgezogen hat, auf der Distributionsstelle<sup>29)</sup> abgelegt. Die Distributionsstelle kann auch mit der Absorptionsstelle zusammenfallen. In diesem Fall bilden die Absorber- und Distributorkante eine 1-Schleife. Mit ihrer Hilfe lassen sich die Attributausprägungen aller Markenkopien verändern, die sich auf der gemeinsamen adjazenten Stelle von Absorber- und Distributorkante befinden. Ebenso ist es möglich, daß sich die Distributorkante auf eine Absorberkante bezieht, deren Absorptionsstelle aktuell unmarkiert ist. Dann wird beim Schalten der Transition über ihre Distributorkante auf der Distributionsstelle keine Markenkopie abgelegt.

In der Graphik eines Netzes wird eine Distributorkante wie eine gewöhnliche Ausgangskante dargestellt. Als besondere Kantenanschrift erhält sie dieselbe Beschriftung "alle<m<sub>s</sub>>" wie diejenige Absorberkante, auf die sich die Distributorkante bezieht. In der zugehörigen Netzlegende wird die gleiche formale Präzisierung vorgenommen, wie sie oben für eine Absorberkante erläutert wurde. Lediglich das Prädikatssymbol, das der Absorptionsstelle zugeordnet war, wird durch das Prädikatssymbol der Distributionsstelle ersetzt<sup>30)</sup>.

Allerdings bedarf die Aktivierung einer Transition, zu der (mindestens<sup>31)</sup>) eine Distributorkante gehört, wiederum einer besonderen Behandlung. Falls die Distributionsstelle eine unbeschränkte Markenkapazität besitzt, braucht die Aktivierungsbedingung nicht modifiziert zu werden. Andernfalls ist es möglich, daß die beschränkte Markenkapazität der Distributionsstelle nicht ausreicht, um alle Markenkopien aufzunehmen, die beim Schalten der Transition von der Absorptionsstelle der zugehörigen Absorberkante abgezogen und auf der Distributionsstelle abgelegt werden sollen<sup>32)</sup>. Daher kann eine Transition mit einer Distributorkante nur dann aktiviert sein, wenn sich auf der Absorptionsstelle der zugehörigen Absorberkante unter der aktuellen Netzmarkierung nicht mehr Markenkopien befinden, als sich über die Distributorkante auf der Distributionsstelle ohne Verletzung der Kapazitätsrestriktion noch ablegen lassen<sup>33)</sup>.

Abb. 113 verdeutlicht die Darstellung von Absorber- und Distributorkanten in einer Netzgraphik. Die unmittelbar anschließende Abb. 114 zeigt, wie sich Absorber- und Distributorkanten auf die Verwendung von Inhibitorkanten mit Nulltestfähigkeit zurückführen lassen. Dabei wird der Übersichtlichkeit halber der einfache Fall zugrundegelegt, daß alle Ausgangsstellen der abgebildeten Transition unbeschränkte Markenkapazitäten besitzen. Andernfalls würde das Netz mit den Inhibitorkanten erheblich komplizierter ausfallen<sup>34)</sup>.

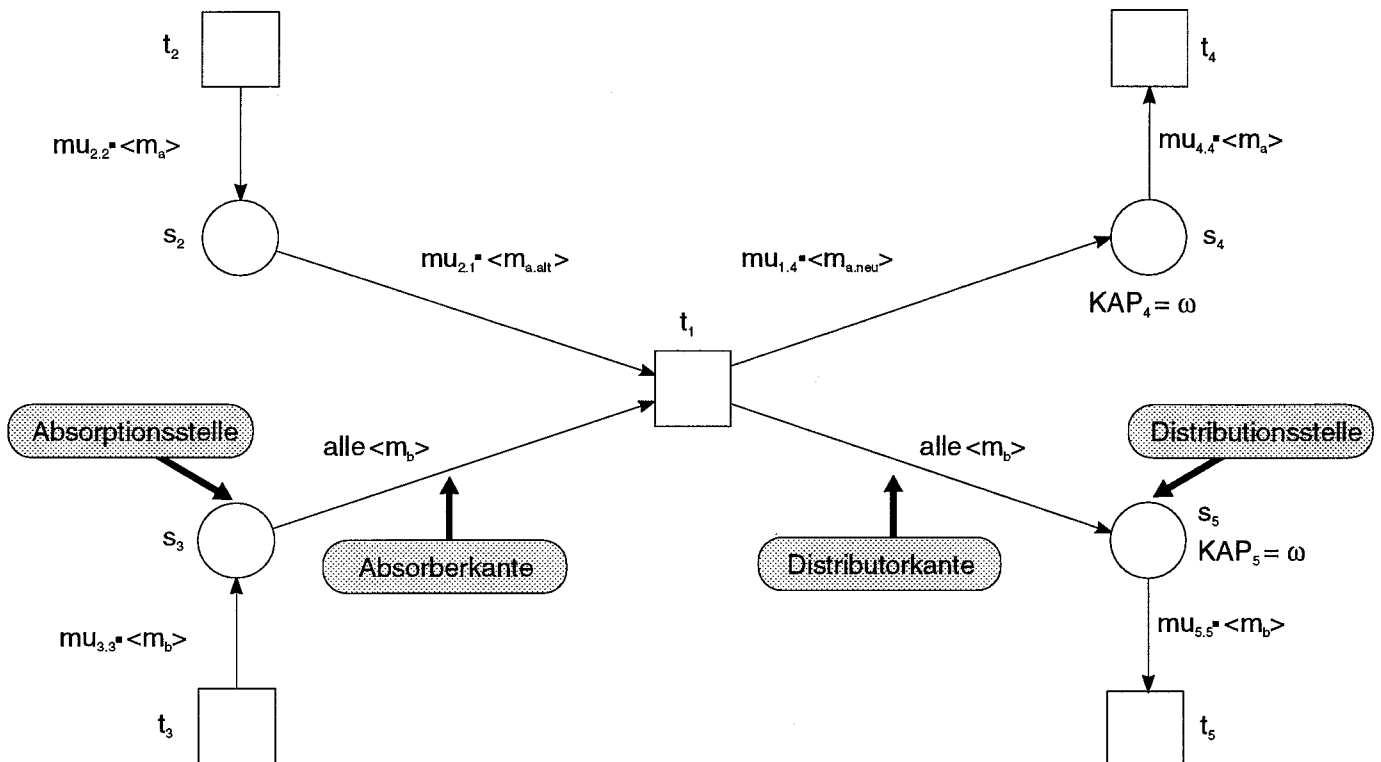


Abb. 113: Absorber- und Distributorkanten

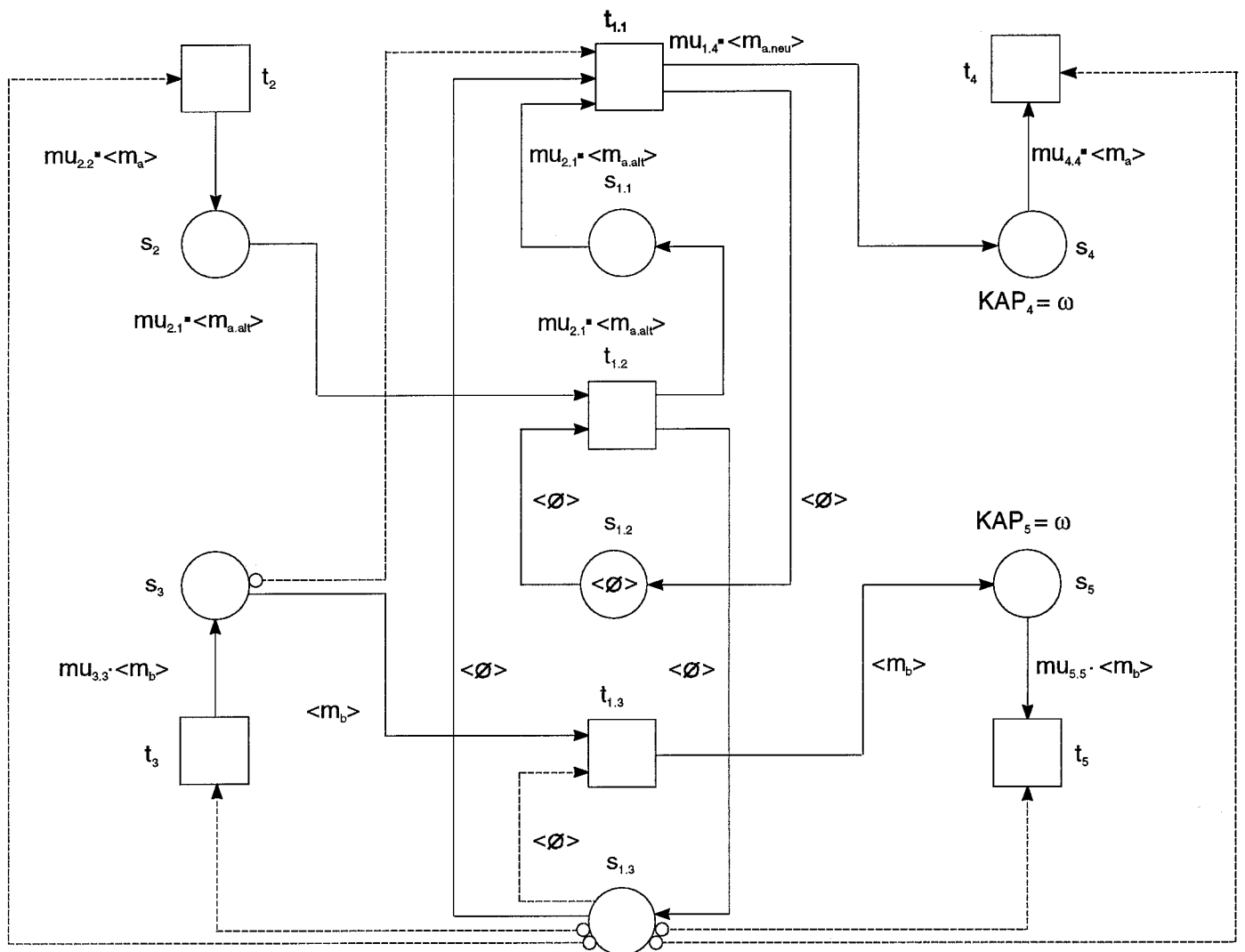


Abb. 114: Netzkonstruktion mit Inhibitorkanten zur Realisierung von Absorber- und Distributorkanten



### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Diese Vorkommnisanzahl berücksichtigt auch die Multiplizitäten, mit denen die Formeln in der *Multimenge* eines Kantengewichts enthalten sind.

2) Vgl. dazu die Erläuterungen zur Konstruktion Synthetischer Netze.

3) Dies betrifft nur die variabel gewichteten Informationskanten von Transitionen.

4) Das gilt für alle variabel gewichteten Ein- und Ausgangskanten von Transitionen.

5) Vgl. das Beispiel am Ende dieses Kapitels. Dort werden eine Absorber- und eine Distributorkante mit variabler Kantengewichtung auf jeweils eine Inhibitor-kante mit Nulltestfähigkeit zurückgeführt. Die TURING-Mächtigkeit von Inhibitor-kanten wurde bereits dargelegt.

6) Eine andere Form variabler Kantengewichte liegt bei Selbstmodifizierenden Netzen vor. Vgl. zu dieser Netzklasse VALK (1977b), S. 1ff., insbesondere S. 6ff.; VALK (1978a), S. 464ff.; VALK (1978b), S. 526ff.; VALK (1981b), S. 142ff. In einem Selbstmodifizierenden Netz kann das Gewicht einer Kante mit der Markierung einer *beliebigen* Stelle desselben Netzes gleichgesetzt werden. Daher variiert das Kantengewicht in Abhängigkeit von den Variationen der aktuellen Stellenmarkierung. Falls die Stelle aktuell von überhaupt keiner Markenkopie belegt ist, nimmt das Kantengewicht den Wert "Null" an. Dies gilt allerdings nur, wenn das Selbstmodifizierende Netz - abgesehen von seinen variablen Kantengewichten - als Stelle/Transition-Netz ausgestaltet ist. Würde dieser Ansatz auf die hier entfalteten Synthetische Netze übertragen, so wäre das Kantengewicht im vorgenannten Sonderfall die leere Faktent-multimenge. Unabhängig davon, welcher Netzklasse ein Selbstmodifizierendes Netz angehört, bedeutet ein Kantengewicht, das mit der Markierung einer unmarkierten Stelle gleichgesetzt wurde: Solange die Stelle unmarkiert bleibt, existiert die gewichtete Kante nicht. Diese Nichtexistenz einer gewichteten Kante bereitet erhebliche Interpretationsschwierigkeiten. Sie folgt aber aus dem Umstand, daß durch die Gewichtungsfunktion eines Stelle/Transition-Netzes jedem Paar aus einer Stelle und einer Transition genau dann das Gewicht "Null" zugeordnet ist, wenn zwischen der Stelle und der Transition keine Kante existiert. Daher zeichnen sich Selbstmodifizierende Netze dadurch aus, daß sowohl die Gewichtungsfunktion ihrer Kanten als auch die kantenkonstituierende Flußrelation durch markierungsverändernde Schaltakte von Transitionen laufend modifiziert werden können.

Der Verf. greift für die Definition variabler Kantengewichte bewußt nicht auf Selbstmodifizierende Netze zurück. Dieser Verzicht beruht auf zwei Gründen. Erstens vermag sich der Verf. der merkwürdigen Vorstellung, die Existenz gewichteter Kanten vorübergehend aufzuheben, nicht anzuschließen. Denn das ontologische Problem einer potentiell fluktuierenden Kantenexistenz bleibt ungeklärt. Zweitens - und dies wiegt schwerer - geht in Selbstmodifizierenden Netzen die charakteristische Lokalität der Schaltregel von Netzen verloren. Denn einerseits hängen die Schaltvoraussetzung und -wirkung einer Transition von den Gewichten ihrer adjazenten Kanten ab. Andererseits darf eine Kante in einem Selbstmodifizierenden Netz mit der Markierung einer Stelle gewichtet sein, die keineswegs aus der Nachbarschaft der jeweils betrachteten Transition zu stammen braucht. Daher können über ein solches Kantengewicht in das Schalten einer Transition nicht-lokale Einflüsse der Markierung von beliebig weit entfernten Stellen eingehen. Auf die Problematik solcher "toxischen" Fernwirkungen wurde bereits hingewiesen. Aus beiden vorgenannten Gründen werden hier variable Kantengewichte aus Selbstmodifizierenden Netzen grundsätzlich nicht betrachtet.

Allerdings lassen sich die nachfolgend eingeführten Absorber- und Distributorkanten als ein *lokaler* Spezialfall von Selbstmodifizierenden Netzen interpretieren: Eine Absorberkante ist mit der aktuellen Markierung ihrer adjazenten Stelle gewichtet. Diese Stelle stammt aber notwendig aus der Nachbarschaft derjenigen Transition, zu deren Einflußkanten die betrachtete Absorberkante gehört. Daher ist die adjazente Stelle der Absorberkante zugleich eine inzidente Stelle der vorgenannten Transition. Eine Distributorkante wird stets mit dem gleichen Gewicht versehen wie eine zugehörige Absorberkante. Daher gilt für Distributorkanten das schon Vorhergesagte: Auch sie sind mit der Markierung einer Stelle aus der Nachbarschaft ihrer adjazenten Transition gewichtet.

Eine weitere Möglichkeit variabler Kantengewichte besteht darin, von einer Eingangsstelle einer Transition genau so viele Markenkopien abzuziehen, wie durch die Attributausprägung einer Markenkopie angegeben wird, die sich unter aktueller netzmarkierung auf einer anderen Eingangsstelle oder auf einer Informationsstelle derselben Transition befindet. Hierdurch wird - im Gegensatz zu Selbstmodifizierenden Netzen - die Lokalität der Schaltregel von Netzen nicht verletzt. Analog dazu können auf einer Ausgangsstelle einer Transition genau so viele Markenkopien abgelegt werden, wie die Attributausprägung einer Markenkopie vorgibt, die auf einer Eingangs- oder einer Informationsstelle derselben Transition liegt. Diese wohlfundierte Variabilität von Kantengewichten wird in dieser Arbeit jedoch nicht benötigt. Daher bleibt auch sie unberücksichtigt.

7) Strenggenommen werden in der später präsentierten Fallstudie sogar nur Absorberkanten benötigt. Distributorkanten werden hier aber ebenso berücksichtigt, weil sie als Komplemente zu Absorberkanten keinen nennenswerten zusätzlichen Definitionsaufwand erfordern.

8) Vgl. zu Absorberkanten LIPP (1989a), S. 10. Darüber hinaus finden sich Netzkonstrukte, die Absorberkanten materiell entsprechen, bei OBERWEIS (1988b), S. 301 (als Variablen "D1" und "E1" in den Kantengewichten der Abb. 1); GENRICH (1988b), S. 229f., 232, 234f. u. 247 (als generalisierter Additionsoperator " $\Sigma$ ").

9) Bei der Einflußstelle kann es sich jedoch sowohl um eine Eingangsstelle als auch um eine Informationsstelle handeln. Daher können Absorberkanten als variabel gewichtete Eingangs- und als variabel gewichtete Informationskanten auftreten.

10) Die Transition, zu deren Einflußkanten die betrachtete Absorberkante zählt, wird als (kanten-)zugehörige Transition angesprochen.

11) Auf Besonderheiten der Aktivierung von Transitionen mit Absorberkanten wird in Kürze näher eingegangen.

12) Dieser *Abzug* von Markenkopien erklärt die Bezeichnung *Absorberkante*. Die Anzahl von Markenkopien, die sich unter einer Netzmarkierung auf der Absorptionsstelle befinden, kann innerhalb der Grenzen der stellenbezogenen Markenzapazität beliebig variieren. Dies gilt auch für die Kapazität von nur einer Markenzapazität, da dann die Kopienanzahl immer noch zwischen den Ausprägungen "Null" und "Eins" schwanken kann. Infolgedessen ist auch die Anzahl von Markenkopien variabel, die über einer Absorberkante beim Schalten ihrer zugehörigen Transition abgezogen werden.

13) Eine Ausnahme liegt jedoch immer dann vor, wenn die Absorberkante in eine 1-Schleife derart eingebettet ist, daß ihre zugehörige Transition bei ihrem Schalten mindestens eine Markenzapazität auf die Absorptionsstelle ablegt. Dies ist beispielsweise möglich, wenn die Absorber- mit einer Distributorkante zu einer 1-Schleife kombiniert wird. In diesem Fall kann die zugehörige Transition so geschaltet werden, daß sie nur einige Attributausprägungen von Markenzapitäten verändert, die sich auf der Absorptionsstelle befinden. Die dort vorhandenen Markenzapitäten werden aber durch das Schalten der Transition weder entfernt noch neu hinzugefügt.

14) Daher verhält sich eine Absorberkante in der Regel komplementär zu einer Inhibitorkante, die das Fehlen von Markenzapitäten auf ihrer adjazenten Stelle nicht bewirkt, sondern voraussetzt.

15) Dies gilt strenggenommen nur für Absorptionsstellen, denen Prädikatssymbole mit einstelligen Argumenten zugeordnet ist. Falls dagegen die Absorptionsstelle ein  $K_u$ -stelliges Prädikatssymbol besitzt, ist es für Tupel aus jeweils  $K_u$  Markenzapitäten definiert. Daher läßt sich die oben vorgestellte Kantenbeschriftung mühelos kanonisch verallgemeinern: Jede Absorberkante erhält die Kantenanschrift " $\text{alle}\langle m_{s(u,1)}, \dots, m_{s(u,K_u)} \rangle$ " genau dann, wenn ihrer Absorptionsstelle durch die Beschriftung  $\text{bsp}(s_m) = \text{Prä}_u$  das  $K_u$ -stellige Prädikatssymbol  $\text{Prä}_u(\text{sor\_marke}_{s(u,1)} \dots \text{sor\_marke}_{s(u,K_u)})$  zugeordnet ist. Für diesen allgemeinen Fall lautet die Präzisierung der Absorberkante in der Netzlegende:

$$\begin{aligned} & \text{alle}\langle m_{s(u,1)}, \dots, m_{s(u,K_u)} \rangle \\ \approx & \Sigma \text{Mu}_u \bullet \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)}): \dots \\ & \text{fakt}(\text{Mu}_u, \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)})) \wedge \text{Mu}_u \in \mathcal{N}_+ \end{aligned}$$

16) Für mehrstellige Prädikatssymbole läßt sich die kanonische Erweiterung benutzen, die in der voranstehenden Anmerkung eingeführt wurde.

17) Die Notation greift auf den Operator " $\Sigma$ " zurück, den z.B. GENRICH (1988b), S. 229f. u. 247 ("generalised plus operator"), für Kantengewichte benutzt, die den hier eingeführten variablen Gewichten von Absorberkanten entsprechen. Vgl. ebenso LIPP (1989a), S. 10, Bild 3.1.

18) Andernfalls - wenn sich auf der Absorptionsstelle  $s_m$  nur identische oder überhaupt keine Markenzapitäten befinden - kann auf den differenzierenden Teilindex "d" verzichtet werden. Ebenso ist es möglich, ihn mit einem beliebigen Wert (z.B. "1") beizubehalten.

19) Das Standardprädikat "findall" wurde bereits in einer früheren Anmerkung eingeführt. Vgl. auch das Netzmodul OPERAT des Programmpakets PASIPP. Das dort definierte Prädikat "entferne(A,B)" beruht ebenso auf einer rekursiven Anwendung des Standardprädikats "findall". Allerdings leistet das Prädikat "entferne(A,B)" nur das Auflisten aller Formelvorkommnisse mit derselben Markenzapität "B" als Argument, die mit der Multiplizität "A" in der Faktenmultimenge der jeweils untersuchten Stelle enthalten sind. Es müßte noch so erweitert werden, daß das Prädikat für beliebige Markenzapitäten so lange wiederholt angewendet wird, bis die Faktenmultimenge der untersuchten Stelle leer ist.

20) Es wird hier auf nur eine Absorberkante Bezug genommen. Diese Vereinfachung dient aber lediglich der Erläuterungstransparenz. Die nachfolgenden Ausführungen gelten analog, falls eine Transition mehrere Absorberkanten besitzt.

21) Die Restriktionsformel kann sich sowohl auf Attributausprägungen als auch auf Anzahlen derjenigen Markenkopien erstrecken, die auf der Absorptionsstelle befinden. Es erfolgt hier bewußt keine Einschränkung auf Restriktionsformeln aus der Schaltvoraussetzung. Vielmehr sind ebenso alle Restriktionsformeln betroffen, welche die Schaltwirkung der betrachteten Transition spezifizieren. Denn diese Restriktionsformeln können anderen Markenkopien, die auf einer Ausgangsstelle der Transition abgelegt werden sollen, neue Attributausprägungen zuweisen, die in Abhängigkeit von den Attributausprägungen der Markenkopien auf der Absorptionsstelle definiert sind. Falls nun die Absorptionsstelle unmarkiert ist, wären die Ausprägungszuweisungen für die Markenkopien, die auf eine Ausgangsstelle gelangen sollen, nicht mehr wohldefiniert. Daher müssen auch die Restriktionsformeln aus der Schaltwirkung Berücksichtigung finden.

22) Diese Festlegung ist strenger, als es aus logischen Gründen notwendig wäre. Denn es lassen sich durchaus Restriktionsformeln vorstellen, die sich auf Markenkopien einer unmarkierten Absorptionsstelle beziehen und dennoch gültig sind. Beispielsweise kann eine Restriktionsformel vorschreiben, daß alle Markenkopien der Absorptionsstelle für ein Farbattribut die Ausprägung "rot" aufweisen sollen. Eine Aussage, die auf alle Objekte aus der leeren Objekt(multi)mengemenge bezogen wird, ist aus logischer Sicht immer gültig. Folglich wäre im hier angeführten Beispielfall auch die Restriktion "rot" von allen Markenkopien auf der Absorptionsstelle erfüllt. Schwierigkeiten entstehen jedoch, sobald die Attributausprägungen *anderer* Markenkopien auf die Attributausprägungen der Markenkopien der Absorptionsstelle bezogen werden. Dies wurde schon in der voranstehenden Anmerkung exemplarisch erläutert. Daher müßten die Restriktionsformeln einer Transition inhaltlich unterschieden werden in solche, deren Gültigkeit von einer unmarkierten Absorptionsstelle nicht betroffen ist, sowie andere, die bei unmarkierter Absorptionsstelle nicht mehr wohldefiniert sind. Eine solche inhaltliche Formeldifferenzierung stellt jedoch erhebliche Anforderungen. Sie läßt sich daher in einer allgemeinen Netzdefinition nur schwer berücksichtigen. Daher bevorzugt der Verf. den rigiden, aber leichter handhabbaren Ansatz, eine Transition als nicht aktiviert zu betrachten, sobald sie eine Restriktionsformel besitzt, die auf die Kopien einer unmarkierten Absorptionsstelle Bezug nimmt. Dies kann in einer erweiterten Definition Synthetischer Netze unabhängig vom Inhalt der betroffenen Restriktionsformeln erfaßt werden. Allerdings räumt der Verf. ein, daß hier das logische Formulierungspotential Synthetischer Netze aufgrund einer Konzession an ihre formale Handhabungsfreundlichkeit nicht voll ausgeschöpft wird.

23) Dabei hat die zuvor getroffene Vereinbarung weiterhin Bestand, daß nur solche Transitionen betrachtet werden, deren Aktivierungsbedingungen - abgesehen von den Einflüssen ihrer Absorberkanten - bereits erfüllt sind. Die Festlegung für den o.a. Fall, unter dieser Voraussetzung die betroffene Transition als aktiviert zu behandeln, ist keineswegs notwendig. Es würde zu keiner Inkonsistenz führen, im selben Fall die Transition als nicht aktiviert zu betrachten. Wenn diese alternative Festlegung getroffen wird, braucht die oben vorgenommene Fallunterscheidung nicht erfolgen. Statt dessen gilt dann: Eine Transition mit einer Absorberkante ist niemals aktiviert, wenn sich auf ihrer zugehörigen Absorptionsstelle keine Markenkopie befindet. Dann besitzt die Absorberkante die logische Qualität eines Existenzquantors: Sie läßt die Aktivierung der Transition nur dann zu, wenn auf der Absorptionsstelle mindestens eine Markenkopie existiert. Diese mindestens eine Markenkopie erfüllt dasjenige Prädikatssymbol, mit dessen Namen die Absorptionsstelle beschriftet ist. Der Verf. zieht jedoch die Festlegung der o.a. Fallunterscheidung vor, weil sie ausdruckskräftiger ist: Einerseits erlaubt sie die Aktivierung einer Transition trotz unmarkierter Absorptionsstelle. Andererseits läßt sie ebenso zu, der Absorberkante die logische Qualität eines Existenzquantors zu verleihen. Für diesen Zweck braucht die zugehörige Transition nur mit einer Restriktionsformel versehen zu werden, die vorschreibt, daß die Faktenmultimenge der Absorptionsstelle nicht leer sein darf. Dies läßt sich z.B. durch die Restriktionsformel " $\#(\text{FAK}_{\text{Absorption}}) \geq 1$ " erreichen. Dann greift der erste Fall der o.a. Fallunterscheidung. Er bestimmt, eine Transition mit einer Absorberkante als nicht aktiviert einzustufen, wenn sich auf der zugehörigen Absorptionsstelle keine Markenkopie befindet, aber dennoch mindestens eine Restriktionsformel der Transition auf die Markenkopien der Absorptionsstelle Bezug nimmt.

24) Die Absorberkante kann zwar auch zu den Informationskanten der Transition gehören. Aber in diesem Fall enthält die Schaltvorschrift der Transition in der Regel eine Restriktionsformel, die auf die Markenkopien der Absorptionsstelle Bezug nimmt. Andernfalls wäre es schwer einzusehen, welche Funktion die Informationskante erfüllen sollte. Sobald eine solche Restriktionsformel vorkommt, gilt die betroffene Transition als nicht aktiviert. Daher wird dieser Fall hier nicht gewürdigt, da nur das Schalten von Transitionen interessiert. Eine nicht aktivierte Transition kann aber grundsätzlich nicht geschaltet werden.

25) Absorberkanten führen daher im hier diskutierten Sonderfall zu einer weiteren Aufweichung der flußbezogenen Kanteninterpretation, obwohl sie als Eingangskanten vorausgesetzt wurden. Vgl. dazu die Erörterung von fluß- und kausalbezogenen Kanteninterpretationen.

26) Distributorkanten in der Art, wie sie nachfolgend eingeführt werden, sind dem Verf. aus der Netzliteratur bislang nicht bekannt geworden. Allerdings findet sich ein eng verwandter Ansatz bei OBERWEIS (1988b), S. 301, Abb. 1. Die dort als Kantengewichte benutzten Variablen "D2" und "E2" besitzen die Qualität von Distributorkanten. Die Distributorkanten von OBERWEIS et al. gehen sogar darüber hinaus. Sie nehmen zwar ebenso wie die hier eingeführten Distributorkanten auf jeweils eine Absorberkante Bezug. Sie lassen aber zu, daß die Multimenge der Mar-

kenkopien, die durch das Schalten der jeweils betroffenen Transition über ihre Absorberkante abgezogen worden ist, um darin enthaltene Markenkopien reduziert oder um neue Markenkopien erweitert wird, bevor die derart modifizierte Multimenge von Markenkopien über die Distributorkante abgelegt wird. Diese Modifizierungsoption wird bei der hier thematisierten Bereicherung Synthetischer Netze nicht mehr berücksichtigt. Sie ließe sich aber ohne größere Schwierigkeiten einbeziehen. Denn OBERWEIS et al. stützen sich bei der Implementierung ihrer Absorber- und Distributorkanten auf das von ihnen entwickelte Programmpaket PASIPP, das auch in dieser Arbeit der Implementierung Synthetischer Netze zugrundegelegt wurde.

Auf den ersten Blick könnte eine Distributorkante in der Konstruktion gesehen werden, die sich bei LIPP (1989a), S. 10, Bild 3.1, 6. Fall (von oben), findet. Dies ist jedoch nicht der Fall. Denn die Ausgangskante einer Transition, die dort mit einem "Σ" beschriftet ist, verteilt auf ihrer adjazenten Stelle keineswegs diejenigen Markenkopien, die von der Transition zuvor von einer ihrer inzidenten Eingangsstellen abgezogen wurden. Vielmehr legt die Transition über ihre Ausgangskante auf deren adjazenter Stelle genau so viele Markenkopien ab, wie zum Erreichen der Markkapazität dieser adjazenten Stelle erforderlich sind.

27) Daher kann eine Distributorkante für eine Transition nur dann vorgesehen werden, wenn zu dieser Transition bereits eine Absorberkante gehört. Allerdings darf eine Transition mehrere Distributorkanten besitzen, die sich alle auf dieselbe Absorberkante beziehen. Die adjazente Stelle der Distributorkante muß für Kopien derselben Marke(n) definiert sein, für welche die Absorptionsstelle der zugehörigen Absorberkante definiert ist. Denn auf der Distributionsstelle werden beim Schalten der Transition jene Markenkopien abgelegt, die von der Absorptionsstelle abgezogen werden. Diese Restriktion kann bei einer Erweiterung der formalen Definition Synthetischer Netze durch folgende Integritätsbedingung berücksichtigt werden:

$$\forall(t_n \in T) \forall(s_m \in S): \dots$$

$$(s_m \in NB(t_n) \wedge \text{bsp}(s_m) = \text{Prä}_u \wedge \text{Prä}_u(\text{sor\_marke}_{s(u,1)} \dots \text{sor\_marke}_{s(u,K_u)}))$$

$$\wedge \text{bfm}(t_n, s_m) = \sum \text{Mu}_u \bullet \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)}): \dots$$

$$\text{fakt}(\text{Mu}_u, \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)})) \wedge \text{Mu}_u \in \mathcal{N}_+$$

$$\rightarrow (\exists(s_k \in S): s_k \in VB(t_n) \wedge \text{bsp}(s_k) = \text{Prä}_u \wedge \text{Prä}_u(\text{sor\_marke}_{s(u,1)} \dots \text{sor\_marke}_{s(u,K_u)}))$$

$$\wedge \text{bfm}(s_k, t_n) = \sum \text{Mu}_u \bullet \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)}): \dots$$

$$\text{fakt}(\text{Mu}_u, \text{prä}_u(\text{Sor\_marke}_{s(u,1)}, \dots, \text{Sor\_marke}_{s(u,K_u)})) \wedge \text{Mu}_u \in \mathcal{N}_+$$

28) Falls eine Transition mehrere Absorberkanten besitzt, ist diejenige Absorberkante gemeint, auf welche die jeweils betrachtete Distributorkante bezogen ist.

29) Wenn eine Transition über mehrere Distributorkanten verfügt, ist die Distributionsstelle betroffen, die zu der jeweils betrachteten Distributorkante gehört.

30) Die Substitution erstreckt sich auch auf alle prädikatenlogischen Formeln, die aus den beiden vorgenannten Prädikatssymbolen abgeleitet und in der Netzlegende aufgeführt sind.

31) Der Übersichtlichkeit halber wird weiterhin nur auf eine Distributorkante Bezug genommen. Die nachfolgenden Ausführungen gelten jedoch analog, wenn eine Transition mehrere Distributorkanten besitzt.

32) Dieser Fall bleibt jedoch mit Sicherheit ausgeschlossen, falls die Distributor- zusammen mit ihrer zugehörigen Absorberkante eine 1-Schleife bildet. Denn dann können von der Absorptionsstelle niemals mehr Markenkopien abgezogen werden, als von der Markkapazität der - mit ihr identischen - Distributionsstelle zugelassen wird.

33) Diese zusätzliche Komponente der Aktivierungsbedingung läßt sich wiederum ohne Schwierigkeiten in der Programmiersprache PROLOG mit Hilfe des Standardprädikats "findall" implementieren. Dieses Prädikat wurde ohnehin schon für die Absorberkante angewendet, auf die sich die hier betrachtete Distributorkante bezieht. Die Prädikatsanwendung hat die Liste aller Formelvorkommnisse erzeugt, die in der aktuellen Faktenmenge der relevanten Absorptionsstelle enthalten sind. Diese Anzahl von Formelvorkommnissen ist genau die Anzahl der dort abzuziehenden Markenkopien. Folglich braucht nur die Anzahl der Listenelemente festgestellt und überprüft zu werden, ob die Markkapazität der betroffenen Distributionsstelle ausreicht, diese Anzahl Markenkopien noch aufzunehmen.

34) Für jede Ausgangsstelle mit beschränkter Markkapazität muß deren Komplementärstelle ergänzt werden. Die hierzu erforderliche Konstruktion wurde schon in einer früheren Anmerkung vorgestellt. Es wird im folgenden angenommen, daß die Markkapazitäten sowohl der Stelle  $s_3$  als auch der Distributorstelle  $s_4$  beschränkt sind. (Andernfalls entfallen die Ausführungen für die Stelle mit unbeschränkter Markkapazität.)

Die Transition  $t_{1,2}$  wird durch eine zusätzliche Informationskante mit der Absorptionsstelle  $s_3$  verbunden, um festzustellen, wie viele Markenkopien sich dort unter der aktuellen Netzmarkierung befinden. Zugleich erhält die Transi-

tion  $t_{1,2}$  eine Informationskante, die von der Distributionsstelle  $s_5$  mit beschränkter Markenkazität eintrifft. Über diese Informationskante wird die Anzahl der Markenkopien ermittelt, die sich unter der aktuellen Netzmarkierung auf der Distributionsstelle befinden. Diese Kopienanzahl wird von der Markenkazität der Distributionsstelle subtrahiert. Das Ergebnis ist die freie Markenkazität der Distributionsstelle  $s_5$  an. Durch Vergleich der Anzahl von Markenkopien, die sich auf der Absorptionsstelle  $s_3$  befinden, und der freien Markenkazität der Distributionsstelle  $s_5$  wird festgestellt, ob die Transition  $t_1$  des Netzes mit der Absorber- und der Distributorkante aktiviert sein kann. Eine weitere Informationskante verbindet die Transition  $t_{1,2}$  mit der Stelle  $s_4$ . Hierdurch wird in analoger Weise die freie Markenkazität der Stelle  $s_4$  unter der aktuellen Netzmarkierung zur Kenntnis genommen. Sie wird mit der Anzahl  $\mu_{1,4}$  von Markenkopien verglichen, die beim Schalten der Transition  $t_1$  aus dem Netz mit der Absorber- und der Distributorkante über die Ausgangskante ( $t_{1,s_4}$ ) auf der Stelle  $s_4$  abgelegt würden. Die Transition  $t_{1,2}$  kann nur dann aktiviert sein, wenn die freie Markenkazität der Stelle  $s_4$  für die Aufnahme der  $\mu_{1,4}$  Markenkopien ausreicht.

Die beiden voranstehend eingeführten Komponenten der Aktivierungsbedingung der Transition  $t_{1,2}$  besitzen allerdings nur notwendigen Charakter. Ob die Transition tatsächlich aktiviert ist, hängt auch von der Markierung der Stellen  $s_2$  und  $s_{1,2}$  ab. Darüber hinaus könnten wegen der vorausgesetzten beschränkten Markenkapazitäten der beiden Stellen  $s_4$  und  $s_5$  ebenso Komplementärstellen verwendet werden. Der Verf. hat jedoch schon an früherer Stelle begründet, warum er sie nicht berücksichtigen möchte.

Über die vorgenannten Informationskanten der Transition  $t_{1,2}$  hinaus müssen alle Transitionen, die neben den Transitionen  $t_2$ ,  $t_3$ ,  $t_4$  und  $t_5$  zusätzlich zu den Nachbarschaften der Stellen  $s_2$ ,  $s_3$ ,  $s_4$  bzw.  $s_5$  gehören, jeweils über eine Inhibitorkante mit der Stelle  $s_{1,3}$  verbunden werden. Analog zu den Transitionen  $t_2$ ,  $t_3$ ,  $t_4$  und  $t_5$  werden diese zusätzlichen benachbarten Transitionen an ihrem eigenen Schalten gehindert, solange sich eine Kopie der Basismarke auf der Stelle  $s_{1,3}$  befindet. Dies ist so lange der Fall, wie die Transition  $t_{1,2}$  bereits geschaltet hat, aber die Transition  $t_{1,1}$  noch nicht geschaltet worden ist. Dadurch wird vor allem verhindert, daß das Schalten von Eingangstransitionen der Stellen  $s_4$  und  $s_5$  die knappen Markenkapazitäten dieser beiden Stellen durch dort abgelegte Markenkopien in Anspruch nimmt. Andernfalls wäre der unerwünschte Fall möglich, daß bei der Überprüfung der Aktivierung der Transition  $t_{1,1}$  zunächst festgestellt wird, die freien Markenkapazitäten der Stellen  $s_4$  und  $s_5$  würden ausreichen. Bevor die Markenkopien, die dort durch das Schalten der Transition  $t_{1,1}$  und  $t_{1,3}$  abgelegt werden müssen, vollzählig eingetroffen sind, wurde jedoch mindestens eine der beiden beschränkten Markenkapazitäten durch Eingangstransitionen der beiden Stellen bereits aufgefüllt. Dann läßt sich das Schalten der Transition  $t_{1,1}$  und  $t_{1,3}$  nicht in der intendierten Weise zu Ende führen. Dies wird jedoch durch die zuvor erwähnten zusätzlichen Inhibitorkanten ausgeschlossen. Darüber hinaus werden auch alle anderen Verzerrungen vermieden, die aus der Zerlegung des punktförmigen Schaltakts der Transition  $t_1$  aus dem Netz mit einer Absorber- und einer Distributorkante in die drei Transitionen  $t_{1,1}$ ,  $t_{1,2}$  und  $t_{1,3}$  des Netzes mit Inhibitorkanten resultieren könnten. Allerdings müssen dafür alle Transitionen, die zu den Nachbarschaften der Stellen  $s_2$ ,  $s_3$ ,  $s_4$  oder  $s_5$  gehören, einschließlich ihrer bereits erwähnten Inhibitorkanten berücksichtigt werden. Dies ist in der Abb. 114 noch nicht geschehen.

Schließlich bleibt das Netz mit den Inhibitorkanten auch noch insofern unvollkommen, als die Permissivität der Schaltregel folgendes unerwünschte Schaltverhalten erlaubt: Zunächst wird zwar die aktivierte Transition  $t_{1,2}$  geschaltet. Danach wird aber darauf verzichtet, die Transitionen  $t_{1,1}$  oder  $t_{1,3}$  zu schalten, obwohl sie aktiviert sind. Dies entspricht einer Situation, in der das Schalten der Transition  $t_1$  aus dem zugrundeliegenden Netz mit der Absorber- und Distributorkante zwar begonnen, aber nicht beendet worden ist. Eine solche Schaltsituation ist aber überhaupt nicht definiert, weil das Schalten einer Transition als punktförmiger, zeitlich nicht ausgedehnter, unzerlegbarer Schaltakt eingeführt wurde. Daher verhält sich das Netz mit den Inhibitorkanten erst dann äquivalent zu dem Netz mit der Absorber- und Distributorkante, wenn das Schalten der Transitionen  $t_{1,1}$  oder  $t_{1,3}$  *erzwungen* werden kann, sobald die Transition  $t_{1,2}$  geschaltet hat und die Transitionen  $t_{1,1}$  bzw.  $t_{1,3}$  aktiviert sind. Eine solche Schalterzwingung läßt sich jedoch durch die permissive Schaltregel von Netzen nicht ausdrücken. Dies wird erst später möglich, wenn Synthetische Netze um eine obligatorische Schaltregel erweitert werden. Wenn die dort eingeführten Obligatkanten für alle Einflußkanten der beiden Transitionen  $t_{1,1}$  und  $t_{1,3}$  benutzt werden, sind die zuvor skizzierten Unzulänglichkeiten der permissiven Schaltregel überwunden.

Erst die Gesamtheit aller zuvor angedeuteten Modifizierungen gestattet es, jedes Netz mit Absorber- und Distributorkanten auf ein äquivalentes Netz zurückzuführen, in dem alle Absorber- und Distributorkanten durch Konstrukte mit Inhibitorkanten ersetzt sind. Die Konstruktion solcher äquivalenten Netze fällt jedoch sehr aufwendig aus. Darüber hinaus stehen die erforderlichen Obligatkanten überhaupt noch nicht zur Verfügung. Aus beiden Gründen hat sich der Verf. in der Abb. 114 auf den einfachen Fall unbeschränkter Markenkapazitäten aller Ausgangstellen beschränkt. Ebenso hat er die Unzulänglichkeit der permissiven Schaltregel nicht besonders herausgestellt. Die hier unterlassenen Vervollkommnungen werden jedoch später für eine andere Netzkonstruktion in exemplarischer Weise vollständig ausgeführt. Vgl. dazu das Beispiel für die Bereicherung der Verknüpfungslogik von Synthetischen Netzen im nächsten Kapitel. Die hier vorgetragenen Erläuterungen belegen aber immerhin, daß sich Absorber- und Distributorkanten grundsätzlich auf Inhibitorkanten (und eine obligatorische Schaltregel) zurückführen lassen. Da die Bereicherung Synthetischer Netze um Inhibitorkanten bereits deren TURING-Mächtigkeit erschlossen hat, gilt Gleiches a fortiori für die daraus ableitbaren Absorber- und Distributorkanten.

## 6.3 Universalisierung der Schaltlogik von Transitionen

### 6.3.1 Erweiterung der Verknüpfungslogik

Die Verknüpfungslogik einer Transition<sup>1)</sup> gibt einerseits an, in welchem logischen Verhältnis ihre Einflußkanten untereinander stehen. Andererseits spezifiziert sie ebenso das logische Verhältnis ihrer Ausgangskanten. Entsprechend läßt sich die Verknüpfungslogik einer Transition in ihre Einfluß- und ihre Ausgangslogik aufspalten<sup>2)</sup>. In operationalen Netzmodellen besitzen alle Transitionen eine homogene Verknüpfungslogik: Ihre Kanten sind konjunktiv miteinander verknüpft unabhängig davon, ob es sich entweder um Einfluß- oder aber um Ausgangskanten handelt<sup>3)</sup>. Diese Einschränkung operationaler Netzmodelle wird nun aufgehoben. Für diesen Zweck werden neuartige Netzkonstrukte eingeführt. Sie gestatten es, für die adjazenten Kanten einer Transition grundsätzlich jede Einfluß- und jede Ausgangslogik zu realisieren, die sich mit Hilfe der aussagen- und prädikatenlogischen Junktoren<sup>4)</sup> ausdrücken läßt<sup>5)</sup>. Auf diese Weise werden der Modellierungskomfort<sup>6)</sup> und die Ausdruckskraft<sup>7)</sup> von Synthetischen Netzen deutlich angehoben.

Allerdings nimmt die Vielfalt zulässiger Junktorenkombinationen mit der Anzahl adjazenter Kanten rasch zu. Daher beschränken sich die nachfolgenden Ausführungen darauf, die Konstruktionsidee für sechs einfache Grundfälle darzulegen. Diese Grundfälle zeichnen sich dadurch aus, daß die jeweils betrachtete Transition entweder zwei Einfluß- oder aber zwei Ausgangskanten besitzt. Darüber hinaus werden die Einfluß- und die Ausgangskanten einer Transition getrennt behandelt. Dies hat den Vorzug, daß sich die Netzkonstrukte, die für die Einflußkanten einerseits und die Ausgangskanten andererseits präsentiert werden, beliebig miteinander kombinieren lassen. Des weiteren wird die Verdopplung des Konstruktionsaufwands für die Berücksichtigung von einerseits Eingangs- und andererseits Informationskanten dadurch vermieden, daß die Informationskanten nicht explizit berücksichtigt werden. Statt dessen werden nur die Eingangskanten als Stellvertreter für alle Einflußkanten betrachtet<sup>8)</sup>. Schließlich werden nur voraussetzungsfreie Produktionsregeln behandelt, die weder faktenbezogene Inklusionsformeln noch algebraische Bedingungsformeln umfassen<sup>9)</sup>. Später wird anhand eines Beispiels verdeutlicht, wie sich die Grundfälle für Eingangs- und Ausgangskanten so zusammenführen lassen, daß die gesamte Verknüpfungslogik einer Transition mit mehr als zwei Eingangs- und mehr als zwei Ausgangskanten erfaßt wird<sup>10)</sup>.

Zunächst werden die drei Grundfälle betrachtet, die sich mit der kon-, ad- oder disjunktiven Eingangslogik einer Transition befassen<sup>11)</sup>. Jeder Grundfall erstreckt sich auf eine Transition  $t_{e,1}$  mit  $l \in \{k, a, d\}$ , die zwei Eingangskanten und eine Ausgangskante besitzt. Die Eingangskanten der Transition gehen von den Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  aus. Den beiden Eingangsstellen sind die Prädikatssymbole mit den Namen  $\text{Prä}_{e,1}$  bzw.  $\text{Prä}_{e,2}$  zugeordnet. Die Ausgangskante der Transition führt zur Ausgangsstelle  $s_{e,3}$ . Sie interessiert hier zunächst noch nicht näher. Denn sie wird erst später eine Rolle spielen, wenn die Kombination der Netzkonstrukte für die Ein- und die Ausgangslogik einer Transition thematisiert wird.

Die Transitionen  $t_{e,1}$  der drei ersten Grundfälle unterscheiden sich ausschließlich dadurch, daß ihre Eingangskanten untereinander entweder konjunktiv ( $l=k$ ) oder aber adjunktiv ( $l=a$ ) oder aber disjunktiv ( $l=d$ ) verknüpft sind<sup>12)</sup>. Die Verknüpfungslogik der Eingangskanten entspricht genau der Art, in der die atomaren prädikatenlogischen Formeln  $\text{prä}_{e,1}$  und  $\text{prä}_{e,2}$ <sup>13)</sup>, die aus den Prädikatssymbolen  $\text{Prä}_{e,1}$  bzw.  $\text{Prä}_{e,2}$  abgeleitet sind, in der Schaltvorschrift der Transition  $t_{e,1}$  durch Junktoren miteinander verknüpft sind<sup>14)</sup>. Daher läßt sich die Verknüpfungslogik der Eingangskanten übersichtlich durch die Verknüpfungsart der betroffenen Formeln  $\text{prä}_{e,1}$  und  $\text{prä}_{e,2}$  ausdrücken:

- konjunktive Eingangslogik:  $\text{prä}_{e,1} \wedge \text{prä}_{e,2}$ ;
- adjunktive Eingangslogik:  $\text{prä}_{e,1} \vee \text{prä}_{e,2}$ ;
- disjunktive Eingangslogik:  $\text{prä}_{e,1} \underline{\vee} \text{prä}_{e,2}$ .

Die konjunktive Eingangslogik der Transition  $t_{e,k}$  bedeutet, daß sich auf beiden Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  jeweils mindestens eine Markenkopie befinden muß, damit die Transition aktiviert ist. Falls die aktivierte Transition  $t_{e,k}$  schaltet, legt sie auf der Stelle  $s_{e,3}$  genau eine Markenkopie ab. Die Transition  $t_{e,d}$  mit disjunktiver Eingangslogik ist dagegen aktiviert, wenn auf genau einer ihrer beiden Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  mindestens eine Markenkopie liegt, während die jeweils andere Eingangsstelle unmarkiert ist. Falls die aktivierte Transition  $t_{e,d}$  schaltet, legt sie auf der Stelle  $s_{e,3}$  wiederum genau eine Markenkopie ab. Schließlich ist die Transition  $t_{e,a}$  mit adjunktiver Eingangslogik aktiviert, falls sich auf mindestens einer ihrer beiden Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  mindestens eine Markenkopie befindet. Wenn die aktivierte Transition  $t_{e,a}$  schaltet, legt sie auf der Stelle  $s_{e,3}$  abermals genau eine Markenkopie ab<sup>15)</sup>.

Die konjunktive Eingangslogik der Transition  $t_{e,k}$  fällt mit der Eingangslogik von Transitionen in den früher definierten operationalen Netzmodellen überein. Daher stellt die Transition  $t_{e,k}$  unmittelbar eine Transition aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze dar. Die Transitionen  $t_{e,a}$  und  $t_{e,d}$  mit ad- bzw. disjunktiver Eingangslogik müssen dagegen mittelbar auf Transitionen des Kernkonzepts zurückgeführt werden. Zu diesem Zweck werden die beiden Transitionen  $t_{e,a}$  und  $t_{e,d}$  als Makrotransitionen interpretiert. Zusammen mit ihren inzidenten Stellen  $s_{e,1}$ ,  $s_{e,2}$  und  $s_{e,3}$  bilden sie jeweils ein Grobnetz. Beide Grobnetze können auf zwei Feinnetze zurückgeführt werden. Dies wird in den Abb. 115 und 116 auf den nächsten Seiten verdeutlicht. Sie präsentieren zunächst die Makrotransition mit ad- bzw. disjunktiver Eingangslogik und danach die jeweils zugrundeliegenden Feinnetze. Bei der Darstellung der Makrotransitionen wird auf die bereits eingeführte Ausdrucksweise zurückgegriffen, disjunktiv verknüpfte Kanten durch ein keilförmiges Graphiksymbol zu verbinden. Die Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik wird in ähnlicher Weise durch ein kreisbogenförmiges Graphiksymbol dargestellt, das die adjunktiv verknüpften Kanten verbindet.

Die Konstruktionen der Feinnetze beruhen im wesentlichen auf zwei Sachverhalten. Erstens korrespondiert mit jeder der beiden Eingangskanten einer Makrotransition im zugehörigen Feinnetz genau eine Mikrotransition. Zweitens umfaßt jedes Feinnetz eine Synchronisationsstelle mit beschränkter Markenkapazität<sup>16)</sup>. Sie sorgt dafür, daß die Mikrotransitionen nur so geschaltet werden können, wie es der ad- oder disjunktiven Eingangslogik der Makrotransition entspricht. Dabei zeichnet sich die Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik durch eine Besonderheit aus<sup>17)</sup>. Die eine Ausgangskante der Makrotransition erhält das variable Kantengewicht " $\langle m_{3,1} \rangle \vee \langle m_{3,2} \rangle$ "<sup>18)</sup>. Für die Markenkapazität der zugehörigen Ausgangsstelle  $s_{e,3}$  wird  $\text{KAP}_{e,3} = 2$  vorausgesetzt<sup>19)</sup>. Mit seiner Hilfe wird die adjunktive Eingangslogik so festgelegt, daß gilt:

- Falls sich auf jeder der beiden Eingangsstellen mindestens eine Markenkopie befindet, wird entweder von jeder Eingangsstelle genau eine Markenkopie abgezogen. Auf der einen Ausgangsstelle  $s_{e,3}$  der Makrotransition werden dann zwei Markenkopien abgelegt. Jede von diesen beiden abgezogenen Markenkopien korrespondiert mit einer der beiden Markenkopien, die von den beiden Eingangsstellen abgezogen werden. Oder es wird nur von genau einer der beiden Eingangsstellen genau eine Markenkopie abgezogen. In diesem Fall wird auch auf der Ausgangsstelle nur genau eine Markenkopie abgelegt, die mit der abgezogenen Markenkopie korrespondiert. Die Zulässigkeit der beiden vorgenannten Fälle entspricht der logischen Qualität adjunktiver Verknüpfungen<sup>20)</sup>. Welcher der beiden Fälle realisiert wird, wird durch die adjunktive Eingangslogik der Makrotransition nicht determiniert.

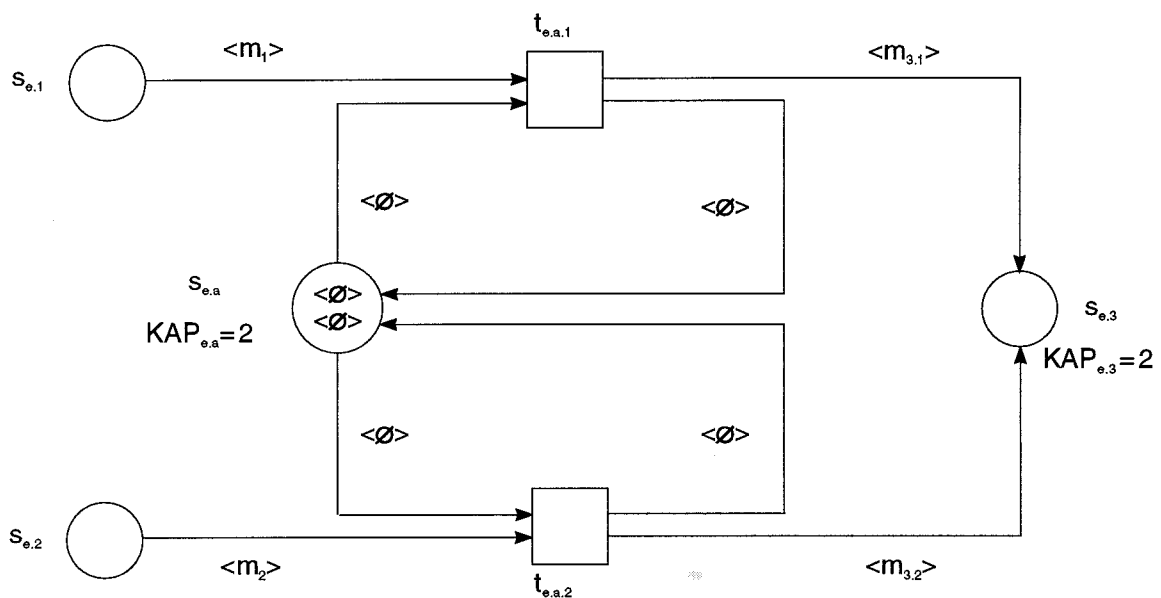
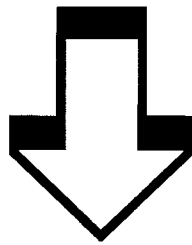
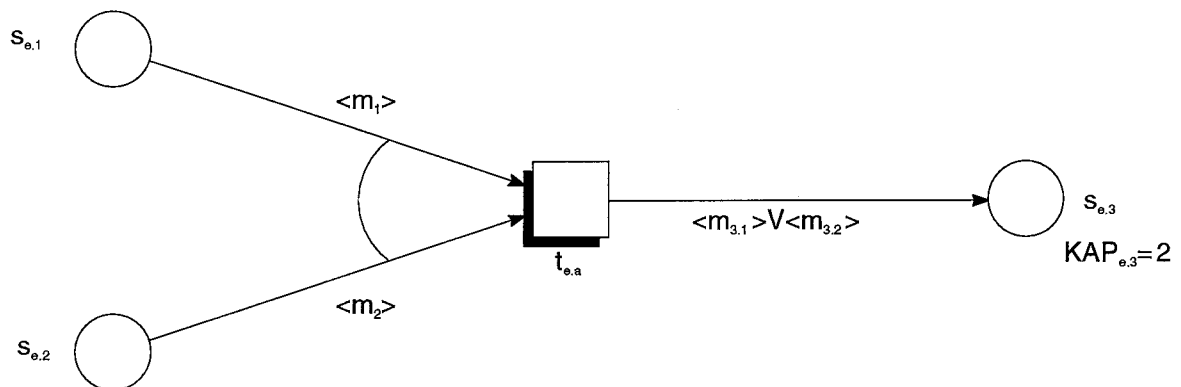


Abb. 115: Rückführung einer Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik auf ein Feinnetz aus Transitionen mit rein konjunktiver Kantenverknüpfung



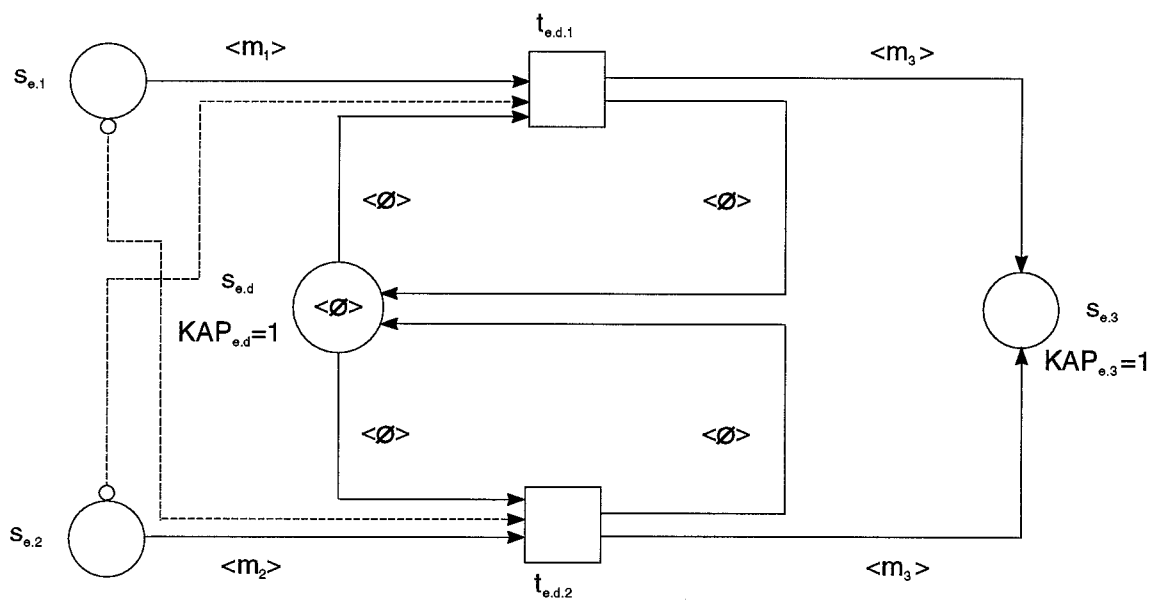
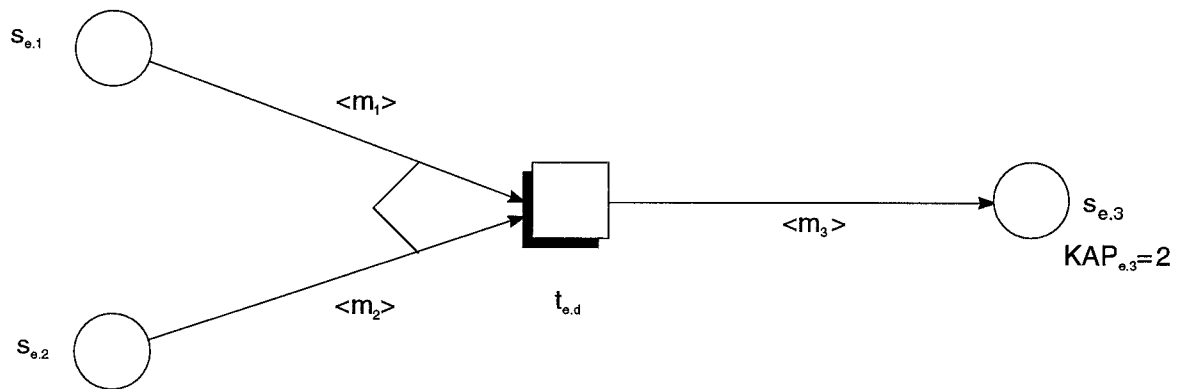


Abb. 116: Rückführung einer Makrotransition mit disjunktiver Eingangslogik auf ein Feinnetz aus Transitionen mit rein konjunktiver Kantenverknüpfung

- Wenn auf nur genau einer der beiden Eingangsstellen mindestens eine Markenkopie liegt, während die jeweils andere Eingangsstelle unmarkiert ist, wird von der markierten Eingangsstelle genau eine Markenkopie abgezogen. Auf der Ausgangsstelle wird dann auch nur eine Markenkopie abgelegt, die mit der einen abgezogenen Markenkopie korrespondiert.
- Sofern beide Eingangsstellen der Makrotransition unmarkiert sind, ist die Makrotransition nicht aktiviert. Daher kann sie nicht schalten. Ein Ablegen von Markenkopien auf der einen Ausgangsstelle ist daher unmöglich.

Das zuvor erläuterte Schaltverhalten der Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik wird durch das Feinnetz, auf das die Makrotransition in Abb. 115 zurückgeführt wird, exakt hervorgebracht. Seine zwei Mikrotransitionen verleihen der adjunktiven Eingangslogik der Makrotransition einen potentiell indeterministischen Charakter. Er manifestiert sich immer dann, wenn auf jeder Eingangsstelle der Makrotransition mindestens eine Markenkopie liegt. Falls die dadurch aktivierte Makrotransition schaltet, bleibt es aufgrund der oben erfolgten Festlegungen offen, ob dies im Feinnetz nur durch die Mikrotransition  $t_{e,d,1}$ , nur durch die Mikrotransition  $t_{e,d,2}$  oder durch beide Mikrotransitionen gemeinsam verwirklicht wird. Die Schaltwirkungen dieser Mikrotransitionen unterscheiden sich aber hinsichtlich der Markenkopien, die auf der Ausgangsstelle der Makrotransition abgelegt werden. Da das Schalten der Makrotransition auf das Feinnetz mit den vorgenannten Mikrotransitionen zurückgeführt wird, bleibt in diesem Fall auch die Schaltwirkung der Makrotransition unterbestimmt.

Die beiden Feinnetze für Makrotransitionen mit ad- und disjunktiver Eingangslogik zeichnen sich durch zwei gemeinsame Eigenschaften aus: Einerseits enthält jedes Feinnetz ausschließlich Mikrotransitionen, deren Kanten - wie im Kernkonzept Synthetischer Netze - nur in konjunktiver Weise miteinander verknüpft<sup>21)</sup> sind<sup>22)</sup>. Andererseits entspricht das Schaltverhalten der Mikrotransitionen im Feinnetz genau dem erwünschten ad- oder disjunktiven Schaltverhalten der einen Makrotransition im Grobnetz<sup>23)</sup>. Daher ist es gelungen, die ad- und die disjunktive Eingangslogik einer Makrotransition vollständig auf Feinnetze zurückzuführen, die nur noch gewöhnliche Transitionen aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze umfassen. Angesichts dieser Reduktionsmöglichkeit brauchen Transitionen mit ad- oder disjunktiver Eingangslogik fortan nicht mehr als Makrotransitionen behandelt zu werden. Statt dessen lassen sie sich ebenso als gewöhnliche Transitionen betrachten. Dabei werden allerdings implizit Synthetische Netze unterstellt, die um die voranstehend erläuterte Reduktionsoption erweitert wurden.

Die drei voranstehenden Grundfälle erstrecken sich nur auf Transitionen mit je zwei Eingangskanten. Die erläuterten Konstruktionen lassen sich ohne Schwierigkeiten auf Transitionen mit  $K$  Eingangskanten und  $K \geq 2$  ausweiten, sofern alle Eingangskanten derselben Transition homogen verknüpft bleiben. Die Erweiterungen betreffen also nur entweder  $K$  konjunktiv oder aber  $K$  adjunktiv oder aber  $K$  disjunktiv verknüpfte Eingangskanten. In diesen Fällen reicht es aus, die oben vorgestellten Netzkonstrukte für  $K > 2$  entsprechend zu vervielfachen<sup>24)</sup>. Aufwendigere Konstruktionen werden dagegen erforderlich, wenn unterschiedliche Verknüpfungsarten zur Eingangslogik derselben Transition gehören. Dann müssen die Netzkonstrukte der involvierten Verknüpfungsarten so ineinander verschachtelt werden, wie die atomaren prädikatenlogischen Formeln in der Schaltvorschrift der Transition miteinander kombiniert werden. Wegen der Vielfalt Kombinationsmöglichkeiten wird dies hier nicht weiter ausgeführt. Das Beispiel, das später anhand der Abb. 119 u. 120 ausgeführt wird, demonstriert allerdings, wie sich die vorgenannten Erweiterungen<sup>25)</sup> und Verschachtelungen miteinander zusammenfassen lassen, um eine Transition mit komplex zusammengesetzter Verknüpfungslogik auf das Kernkonzept Synthetischer Netze zurückzuführen.

Drei weitere Grundfälle betreffen Transitionen  $t_{a,l}$  mit  $l \in \{k,a,d\}$ . Die Transitionen besitzen eine kon-, eine ad- oder eine disjunktive Ausgangslogik<sup>26)</sup>. Diese Grundfälle für die Ausgangslogik sind analog zu den drei zuerst behandelten Grundfällen für die Eingangslogik von Transitionen konstruiert. Daher wird hier darauf verzichtet, die Netzkonstruktionen noch einmal im Detail zu erläutern<sup>27)</sup>.

Statt dessen werden nur die Konstruktionsergebnisse hervorgehoben: Die Transition  $t_{a,k}$  mit konjunktiver Ausgangslogik stellt unmittelbar eine gewöhnliche Transition aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze dar. Die beiden anderen Transitionen  $t_{a,a}$  und  $t_{a,d}$ , die eine adjunktive bzw. disjunktive Ausgangslogik aufweisen, lassen sich dagegen wieder als Makrotransitionen auffassen. Diese Makrotransitionen können abermals auf Feinnetze zurückgeführt werden, in denen ausschließlich gewöhnliche Transitionen mit rein konjunktiv verknüpften kanten vorkommen. Abb. 117 und 118 auf den nächsten Seiten zeigen die zugehörigen Netzkonstruktionen. Für die Erweiterungen und Verschachtelungen, die bei komplexer zusammengesetzten Ausgangslogiken von Transitionen erforderlich werden, gelten die Ausführungen unverändert fort, die oben auf komplexere Eingangslogiken von Transitionen bezogen wurden.

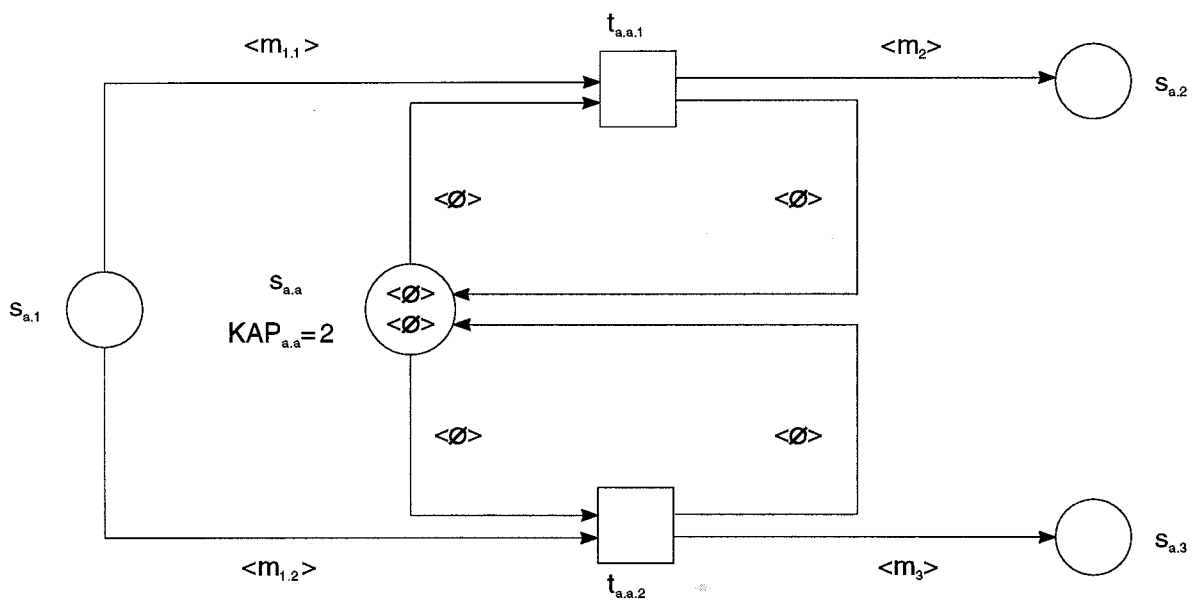
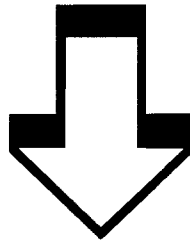
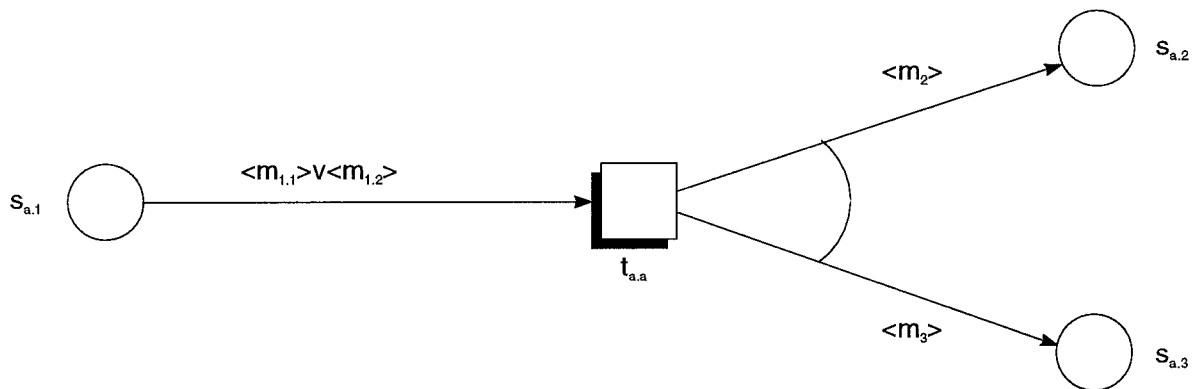


Abb. 117: Rückführung einer Makrotransition mit adjunktiver Ausgangslogik auf ein Feinnetz aus Transitionen mit rein konjunktiver Kantenverknüpfung

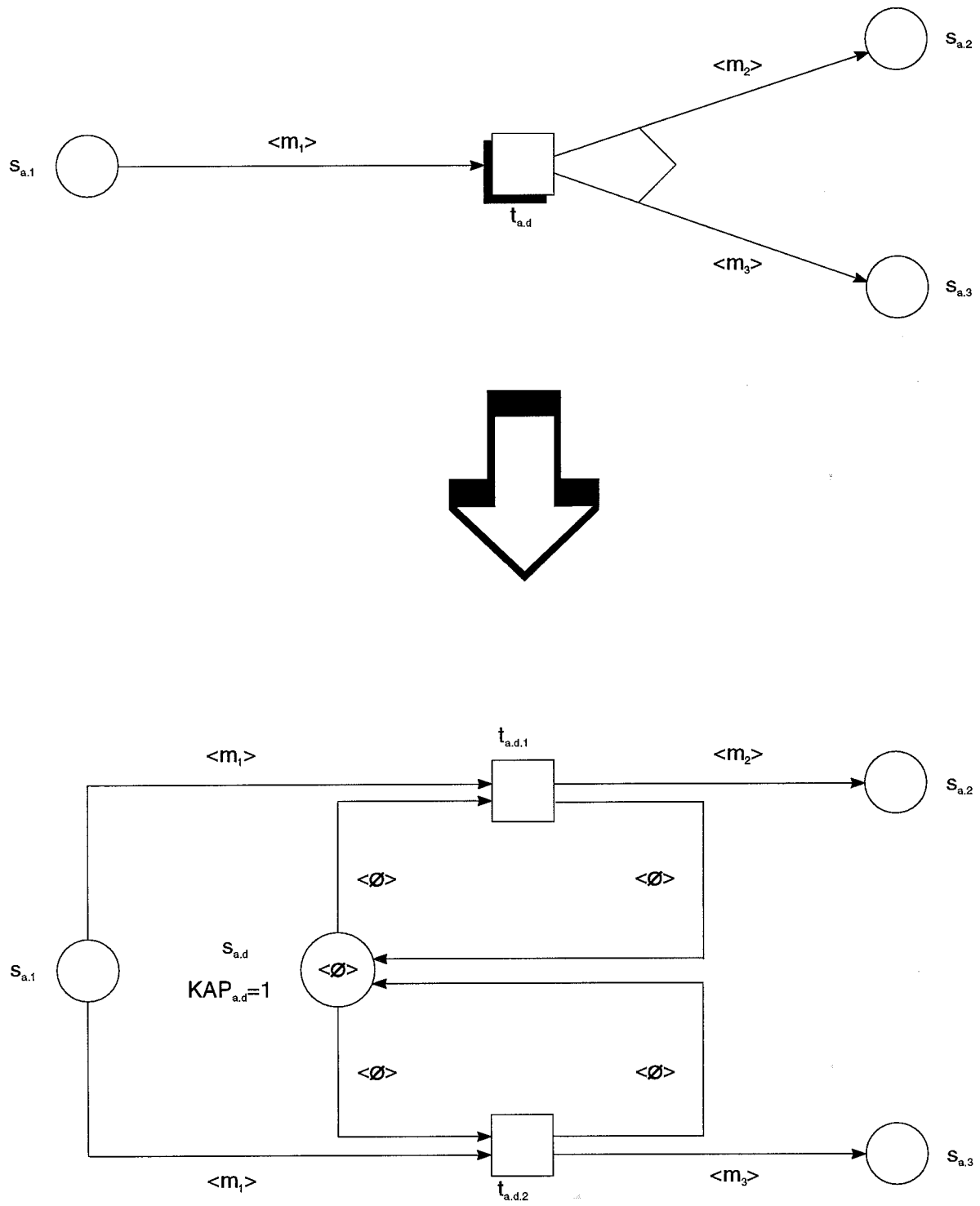


Abb. 118: Rückführung einer Makrotransition mit disjunktiver Ausgangslogik auf ein Feinnetz aus Transitionen mit rein konjunktiver Kantenverknüpfung

Abschließend verdeutlicht ein Beispiel, wie sich die Netzkonstrukte der sechs Grundfälle für eine Transition mit komplexer Verknüpfungslogik miteinander kombinieren lassen<sup>28)</sup>. Es wird eine Transition  $t_{e/a}$  betrachtet, die vier Eingangsstellen  $s_{e,1}$ ,  $s_{e,2}$ ,  $s_{e,3}$  und  $s_{e,4}$  sowie drei Ausgangsstellen  $s_{a,1}$ ,  $s_{a,2}$  und  $s_{a,3}$  besitzt. Den Ein- und Ausgangsstellen sind die Prädikatssymbole  $\text{Prä}_{e,i}$  mit  $i \in \{1,2,3,4\}$  bzw.  $\text{Prä}_{a,j}$  mit  $j \in \{1,2,3\}$  zugeordnet. Die Schaltvorschrift der Transition erstreckt sich auf vier atomare prädikatenlogische Formeln  $\text{prä}_{e,i}$ , die aus den Prädikatssymbolen der Eingangsstellen abgeleitet sind, und auf drei atomare prädikatenlogische Formeln  $\text{prä}_{a,j}$ , die aus den Prädikatssymbolen der Ausgangsstellen abgeleitet wurden<sup>29)</sup>. Die Eingangslogik der Transition wird durch zwei konjunktiv und durch zwei disjunktiv verknüpfte Eingangskanten geprägt. Darüber hinaus stehen die beiden Kantenpaare untereinander in einer konjunktiven Beziehung. Die Eingangslogik der Transition  $t_{e/a}$  entspricht daher folgender Formelverknüpfung in der Schaltvorschrift der Transition  $t_{e/a}$ :

$$(\text{prä}_{e,1} \wedge \text{prä}_{e,2}) \wedge (\text{prä}_{e,3} \vee \text{prä}_{e,4})$$

Die Ausgangslogik der Transition wird dagegen durch drei konjunktiv verknüpfte Ausgangskanten konstituiert. Sie entspricht daher in der Schaltvorschrift der Transition  $t_{e/a}$  folgender Formelverknüpfung:

$$\text{prä}_{a,1} \wedge \text{prä}_{a,2} \wedge \text{prä}_{a,3}$$

Abb. 119 auf der nächsten Seite zeigt zunächst die graphische Darstellung Transition  $t_{e/a}$  mit ihrer komplexen Verknüpfungslogik. Die unmittelbar anschließende Abb. 120 präsentiert dasjenige Feinnetz, auf das sich die Transition  $t_{e/a}$  zurückführen läßt. Dabei wird die Transition  $t_{e/a}$  als eine Makrotransition interpretiert. Alle Mikrotransitionen des Feinnetzes stellen gewöhnliche Transitionen mit konjunktiv verknüpften Kanten dar.

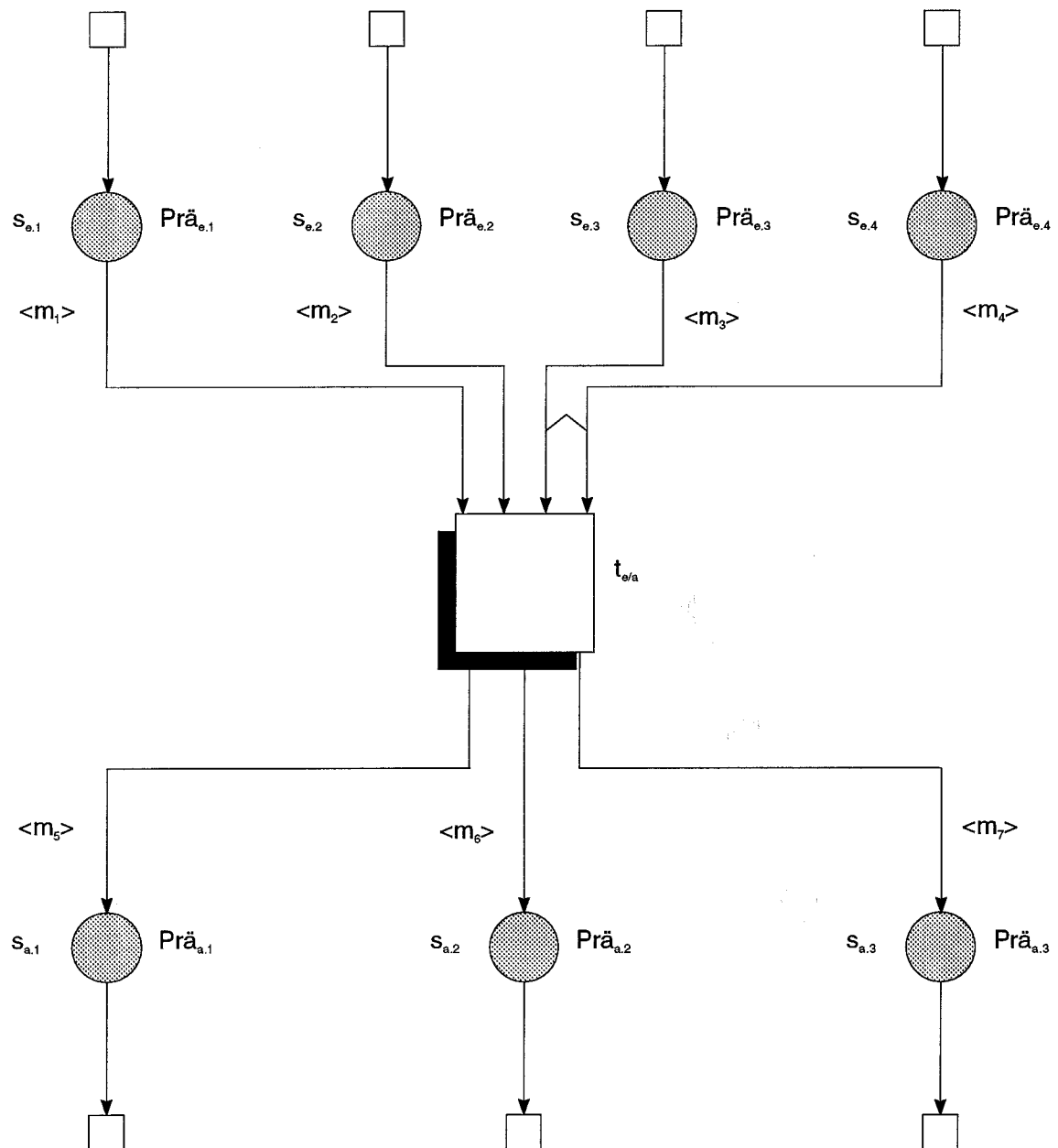


Abb. 119: Makrotransition mit komplexer Schaltlogik

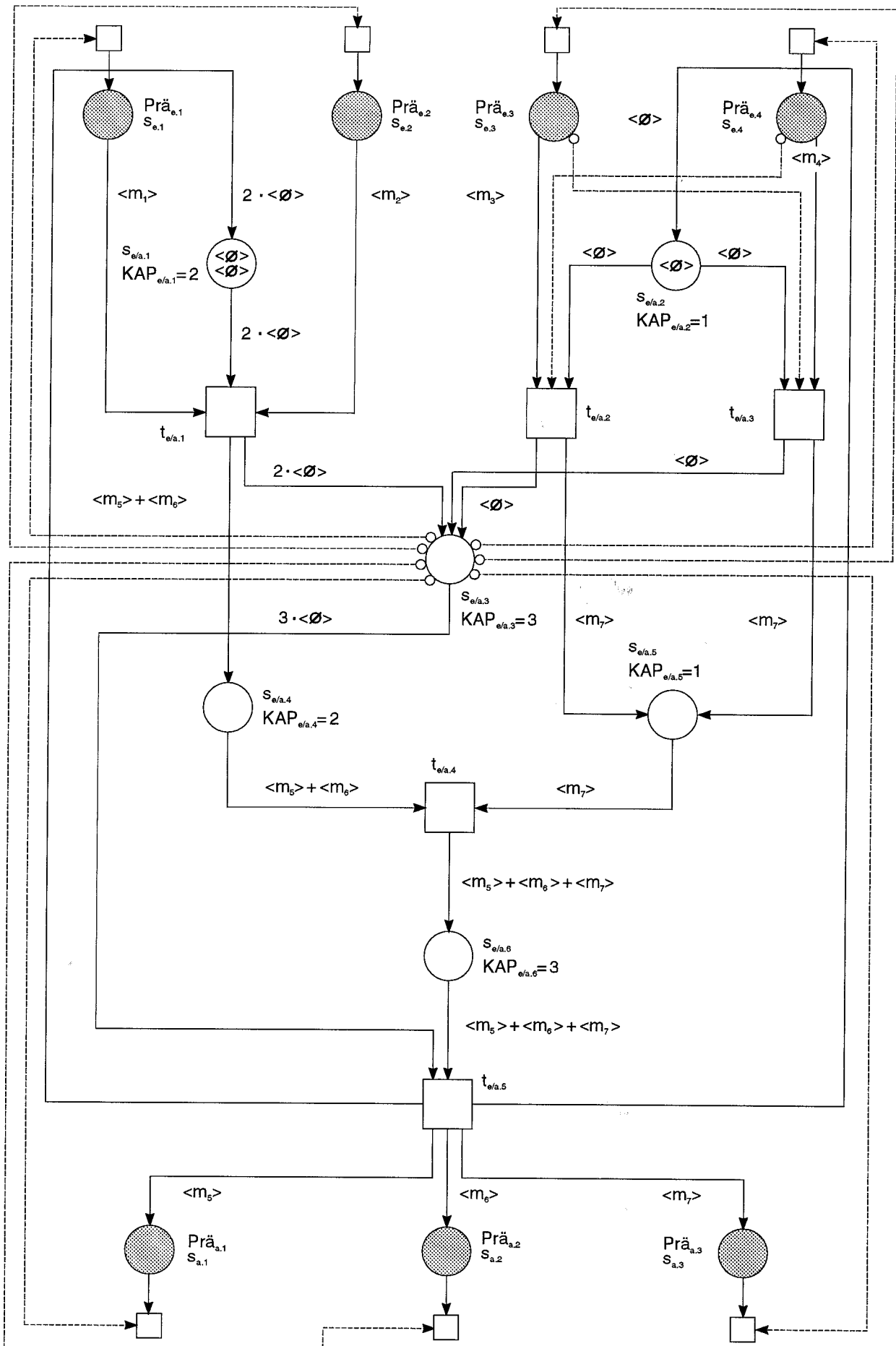


Abb. 120: Feinnetz mit Mikrotransitionen, das der Makrotransition aus Abb. 119 zugrundeliegt



Die bereits recht aufwendige Konstruktion des Feinnetzes rührt aus mehreren Quellen her. Am wenigsten trägt dazu die Ausgangslogik der Makrotransition  $t_{e/a}$  bei. Denn die "Erweiterung" des Grundfalls für eine Transition mit zwei konjunktiv verknüpften Ausgangskanten auf nunmehr drei Ausgangskanten ist trivial: In beiden Fällen stimmt die konjunktive Ausgangslogik der Makrotransition  $t_{e/a}$  mit der Ausgangslogik einer gewöhnlichen (Mikro-)Transition überein. Auch die konjunktive Verknüpfung der beiden Eingangskanten ( $s_{e,1}, t_{e/a}$ ) und ( $s_{e,2}, t_{e/a}$ ) entspricht der Eingangslogik einer gewöhnlichen (Mikro-)Transition<sup>30</sup>. Komplizierend wirkt sich dagegen die Kombination einer kon- und einer disjunktiven Komponente in der Eingangslogik der Makrotransition  $t_{e/a}$  aus. Sie erfordert eine Verschachtelung der Netzkonstrukte für die Grundfälle kon- bzw. disjunktiv verknüpfter Eingangskanten<sup>31</sup>.

Darüber hinaus führt die Kombination von Ein- und Ausgangslogik zur gesamten Verknüpfungslogik der Makrotransition  $t_{e/a}$  zu einer weiteren Komplikation. Denn das Schalten einer Transition wurde als ein punktförmiger, zeitlich nicht ausgedehnter, atomarer Schalttakt festgelegt. Dies trifft auf die Makrotransition weiterhin zu. Aber das Feinnetz umfaßt mehrere Mikrotransitionen, die per constructionem keineswegs uno actu schalten. Daher kann es zu Verzerrungen des Schaltverhaltens von Transitionen kommen, die aus der Nachbarschaft der inzidenten Stellen der Makrotransition stammen, aber selbst nicht zu den Mikrotransitionen des Feinnetzes gehören<sup>32</sup>. Solche Schaltverzerrungen drohen, wenn die Makrotransition durch das hier erörterte Feinnetz ersetzt wird und im Feinnetz zusätzlich folgende Bedingung erfüllt ist: Mindestens eine benachbarte Transition verändert durch ihren Schalttakt die aktuelle Markierung mindestens einer Ein- oder Ausgangsstelle der zugrundeliegenden Makrotransition, während eine erste Mikrotransition<sup>33</sup> bereits geschaltet hat, aber die letzte Mikrotransition<sup>34</sup> noch nicht geschaltet worden ist. Beispielsweise kann die Ausgangsstelle  $s_{a,2}$  der Makrotransition eine beschränkte Markkapazität besitzen. Diese Ausgangsstelle gehört ebenso zum Feinnetz der Abb. 120. Beim Schalten einer ersten Mikrotransition aus dem Feinnetz kann die freie Markkapazität der Ausgangsstelle  $s_{a,2}$  ausreichen, um alle Markkopien aufzunehmen, die dort von der Makrotransition durch deren punktförmigen Schalttakt abgelegt würden. Während der Schaltprozeß im Feinnetz voranschreitet, wäre es möglich, daß eine benachbarte Transition der Makrotransition auf der Ausgangsstelle  $s_{a,2}$  so viele Markkopien ablegt, daß die Markkapazität der Ausgangsstelle später nicht mehr ausreicht, um die letzte Mikrotransition aus dem Feinnetz zu schalten. Dann träte die unerwünschte Situation ein, daß im Feinnetz ein Schaltprozeß gestartet worden ist, der den Schalttakt der Makrotransition wiedergeben sollte, aber nicht zu Ende geführt werden kann. Dies widerspräche jedoch der Voraussetzung, daß das Schaltverhalten des Feinnetzes genau dem Schaltverhalten der Makrotransition entspricht. Daher werden alle Schaltverzerrungen von Transitionen aus der Nachbarschaft der Makrotransition im Feinnetz aus der Abb. 120 von vornherein ausgeschlossen. Dazu dienen die Inhibitorkanten, die von der Stelle  $s_{e/a,3}$  zu jeder<sup>35</sup> Transition führen, die mit der Makrotransition eine Ein- oder eine Ausgangsstelle teilt. Durch diese Inhibitorkanten wird das Schalten aller benachbarten Transitionen unterbunden, solange eine erste Transition aus dem Feinnetz geschaltet hat und die letzte Transition noch nicht geschaltet wurde. Es ist offensichtlich, daß dadurch die voranstehend angesprochenen und exemplarisch erläuterten Schaltverzerrungen niemals eintreten können.

Trotz aller bereits berücksichtigten Komplizierungen wird das Feinnetz aus der Abb. 120 strenggenommen noch nicht der Anforderung gerecht, das Schaltverhalten der Makrotransition  $t_{e/a}$  exakt wiederzugeben. Schuld daran sind ein Simultaneitäts- und ein Permissivitätsdefekt<sup>36</sup>.

Der Simultaneitätsdefekt beruht auf dem Umstand, daß die beiden Kantenpaare, die einerseits die beiden Stellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  konjunktiv und andererseits die beiden Stellen  $s_{e,3}$  und  $s_{e,4}$  disjunktiv verknüpfen, untereinander wiederum konjunktiv verknüpft sind. Daher müßte sichergestellt sein, daß die Transitionen  $t_{e/a,1}$  einerseits und genau eine von den beiden Transitionen  $t_{e/a,2}$  und  $t_{e/a,3}$  andererseits nur gleichzeitig schalten, falls sie überhaupt schalten. Diese Restriktion widerspricht jedoch dem Petrinetz-Konzept zutiefst. Denn es zeichnet sich insbesondere dadurch aus, daß der konventionelle Zeitbezug dynamischer - oder nur kinetischer - Modellie-

rungen durch einen Kausalbezug abgelöst wird. Dies bedeutet, daß auf die Kategorie der Gleichzeitigkeit bewußt verzichtet wird<sup>37)</sup>. An ihre Stelle tritt die Kategorie der Nebenläufigkeit. Das wurde schon an früherer Stelle ausführlicher erörtert. Infolgedessen bietet sich zunächst keine Möglichkeit, die erforderliche Simultaneität der Schaltakte der Transitionen  $t_{e/a.1}$  und  $t_{e/a.2}$  bzw.  $t_{e/a.3}$  sicherzustellen. Statt dessen schließt das Feinnetz der Abb. 120 keineswegs aus, daß entweder nur die Transition  $t_{e/a.1}$  oder aber nur eine von den beiden Transitionen  $t_{e/a.2}$  und  $t_{e/a.3}$  schaltet. Dies widerspricht aber der Eingangslogik der vorausgesetzten Makrotransition  $t_{e/a}$ , in der das Kantenpaar der beiden Eingangsstellen  $s_{e.1}$  und  $s_{e.2}$  einerseits mit dem Kantenpaar der beiden Eingangsstellen  $s_{e.3}$  und  $s_{e.4}$  andererseits in *konjunktiver* Weise verknüpft ist. Allerdings läßt sich später zeigen, wie der voranstehende Simultaneitätsdefekt geheilt werden kann. Dazu sind aber faktische Transitionen erforderlich, auf die hier noch nicht zurückgegriffen werden kann.

Der Permissivitätsdefekt wird wiederum durch eine charakteristische Eigenschaft des Petri-netz-Konzepts verursacht. Er beruht auf dem Umstand, daß eine aktivierte Transition geschaltet werden kann, aber keineswegs geschaltet werden muß. Daher läßt sich im Feinnetz nicht ausschließen, daß eine seiner Mikrotransitionen nicht geschaltet wird, obwohl sie aktiviert ist. Wird dieses Schalten unbeschränkt lange hinausgezögert, so wird der eingeleitete Schaltprozeß im Feinnetz nicht zu Ende geführt. Da das Schalten der letzten Transition  $t_{e/a.5}$  unterbleibt, wird abermals das Schaltverhalten der Makrotransition  $t_{e/a}$  nicht korrekt wiedergegeben. Dies wäre erst dann der Fall, wenn im Feinnetz das Schalten jeder aktivierten Transition *erzwungen* werden könnte. Aber dies läßt die permissive Schaltregel von Petrinetzen nicht zu. Dennoch kann auch der Permissivitätsdefekt überwunden werden. Zu diesem Zweck ist allerdings die obligatorische Schaltregel erforderlich, die abermals erst an späterer Stelle eingeführt wird. Daher muß auch in dieser Hinsicht auf eine spätere Modifizierung des hier präsentierten Feinnetzes verwiesen werden.

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Den Stellen eines Netzes kommt keine eigenständige logische Verknüpfungsqualität zu. Denn die Verknüpfungsweise von Komplexen aus Transitionen, ihren adjazenten Kanten und ihren inzidenten Stellen ist durch die transitionsbezogene Kantenverknüpfung bereits vollständig determiniert. Die Art, in der die Ein- und Ausgangskanten einer jeden Transition untereinander verknüpft sind, wird hier als Verknüpfungslogik von Transitionen thematisiert.

2) Diese Aufspaltung wird später genutzt, um Knoten aus GERT-Netzplänen, deren Knotenein- und -ausgänge unabhängig voneinander definiert sind, durch transitionsartige Knoten aus Petrinetzen wiederzugeben. Dabei wird allerdings nur auf die *Eingangs-* und die *Ausgangslogik* eines Knotens Bezug genommen. Denn die Besonderheit der *Einflußlogik*, Informationskanten aus dem Vorbereich einer Transition einzubeziehen, findet im Rahmen der Netzplantechnik keine Entsprechung.

3) Daher werden die Transitionen aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze auch als Transitionen mit rein konjunktiver Verknüpfungslogik bezeichnet (sofern sie aus operationalen Netzmodellen stammen).

Deklarative Netzmodelle besitzen dagegen eine heterogene, aber immer noch für alle Transitionen gleiche Verknüpfungslogik: Ihre Einflußkanten sind wie bei operationalen Netzmodellen konjunktiv verknüpft. Aber ihre Ausgangskanten unterliegen einer *adjunktiven* Verknüpfung. Dies wurde bereits an anderer Stelle hervorgehoben. Auf deklarative Netzmodelle wird hier aber nicht weiter eingegangen. Dies wurde schon zu Beginn der Erweiterungen für das Kernkonzept Synthetischer Netze begründet. Hier wird noch einmal das dort bereits angedeutete Argument in Erinnerung gerufen, daß für deklarative Netzmodelle eine Bereicherung der Verknüpfungslogik überflüssig ist. Denn *jede* (zusammengesetzte) prädikatenlogische Formel mit beliebigen teilformelverknüpfenden Junktoren kann zunächst in ihre konjunktive Normalform transformiert und dann durch ein äquivalentes deklaratives Netzmodell repräsentiert werden. Die erforderlichen Transformationsschritte und die Konstruktion der entsprechenden Netzrepräsentation wurden bereits ausführlich dargelegt.

4) Die prädikatenlogischen Junktoren unterscheiden sich nicht von denen der Aussagenlogik. Daher spielt es keine Rolle, auf welchen logischen Kalkül Bezug genommen wird.

5) Solange dieses Ausdrucksvermögen nicht genutzt wird, liegen weiterhin Transitionen mit rein konjunktiver Verknüpfungslogik vor. Ihre Verknüpfungslogik wird auch als einfach bezeichnet. Von einer komplex(er)en Verknüpfungslogik wird dagegen gesprochen, sobald die Ein- oder die Ausgangslogik einer Transition nicht mehr rein konjunktiven Charakter besitzen. Dies gilt wiederum nur in bezug auf operationale Netzmodelle. Es wird fortan darauf verzichtet, diese Einschränkung stets zu wiederholen.

Die nachfolgend präsentierten Konstruktionen gestatten eine dreifache Komplexion der Verknüpfungslogik: Erstens ist es möglich, daß die Verknüpfungslogik jeder Transition in einer anderen Weise ausgelegt wird. Es sind also transitionsspezifische Verknüpfungslogiken zugelassen. Falls dieser Gestaltungsspielraum ausgeschöpft wird, liegt eine netzumfangreiche Verknüpfungsheterogenität vor. Zweitens kann die Einflußlogik einer jeden Transition unabhängig von ihrer Ausgangslogik festgelegt werden. Wenn dies der Fall ist, läßt sich von einer transitionsumgreifenden Verknüpfungsheterogenität sprechen. Drittens brauchen seitens der Einflußlogik (Ausgangslogik) keineswegs alle Einflußkanten (Ausgangskanten) der Transition in derselben logischen Weise miteinander verknüpft zu sein. Statt dessen ist es ebenso möglich, daß z.B. eine Transition sowohl zwei konjunktiv als auch zwei disjunktiv verknüpfte Einflußkanten (Ausgangskanten) besitzt. Ein solcher Fall wird als transitionlaterale Verknüpfungsheterogenität bezeichnet.

6) Die Komfortsteigerung beruht auf dem Umstand, daß sich operationale Netzmodelle wesentlich kompakter und übersichtlicher gestalten lassen, wenn die Verknüpfungslogik ihrer Transitionen ausgeweitet wird. Bezugspunkte sind dabei jene alternativen operationalen Netzmodelle, auf die sich die erstgenannten Netzmodelle zurückführen lassen und in denen nur noch gewöhnliche Transitionen aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze verwendet werden. Beide Aspekte - sowohl die Rückführbarkeit komplexer Verknüpfungslogiken als auch ihr Beitrag zur Kompaktheit und Transparenz von Netzmodellen - werden in diesem Kapitel ausführlicher behandelt.

7) Die Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen erschließt wiederum das Ausdrucksvermögen von TURING-Automaten. Denn einige der (Makro-)Transitionen mit komplexer Verknüpfungslogik werden später auf Feinnetze zurückgeführt, in denen Inhibitorkanten verwendet werden müssen. Da Inhibitorkanten das Formulierungspotential von TURING-Automaten bedeuten, gilt das Gleiche auch für die derart reduzierten Verknüpfungslogiken. Auf diesen Aspekt der TURING-Mächtigkeit wird fortan aber nicht weiter eingegangen. Es interessiert nicht mehr die Modellierungsmächtigkeit, sondern vielmehr der Modellierungskomfort von Netzen.

8) Die entsprechenden Netzkonstrukte für Informationskanten ergeben sich dadurch, daß in jeder Netzgraphik, die sich auf die Einflußlogik einer Transition bezieht, jede Eingangs- durch eine Informationskante ersetzt wird.

9) Vgl. dazu die allgemeine Produktionsregeldefinition sowie die spezielle Definition voraussetzungsfreier Produktionsregeln. Das Außerachtlassen von faktenspezifischen Inklusionsformeln entspricht dem Absehen von Informa-

tionskanten, weil die erstgenannten Formeln in operationalen Netzmodellen durch die letztgenannten Kanten repräsentiert werden. Die Nichtberücksichtigung von Bedingungsformeln stellt eine weitergehende Vereinfachung dar, da sie auch auf die Reduktionsformeln von Produktionsregeln bezogen sein können. In den voraussetzungsfreien Produktionsregeln können nur noch Reduktions- und Expansionsformeln vorkommen. Diese Formeln determinieren die Anzahlen von Markenkopien, die von den Eingangsstellen einer produktionsregelrepräsentierenden Transition bei deren Schalten abgezogen bzw. auf deren Ausgangsstellen abgelegt werden. Die Reduktions- und Expansionsformeln kommen in der repräsentierten Produktionsregel nur in nicht-negierter Form vor. Daher brauchen im folgenden bei der Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen aus operationalen Netzmodellen nur kon-, ad- und disjunktive Verknüpfungen von *atomaren* Formeln berücksichtigt zu werden. Entsprechende Untersuchungen von Kon-, Ad- oder Disjugaten, die jeweils mindestens eine negierte atomare Formel enthalten, bleiben dagegen irrelevant. Sie würden erst dann eine Rolle spielen, wenn auch die Voraussetzungsformeln aus der Regelvoraussetzung von Produktionsregeln Berücksichtigung fänden. Diese Komplizierung wurde jedoch durch die Beschränkung auf voraussetzungsfreie Produktionsregeln von vornherein ausgegrenzt. Sie könnte aber prinzipiell bewältigt werden. Dazu würde es ausreichen, für jede negierte atomare Formel aus der Regelvoraussetzung eine Informationskante für diejenige Stelle der produktionsregelrepräsentierenden Transition einzurichten, der das Prädikatsymbol zugeordnet wurde, aus dem sich die negierte atomare Formel abgeleitet ist. Diese Informationskante wäre als Absorberkante auszugestalten. Die Schaltvoraussetzung der Transition müßte eine Restriktionsformel aufgenommen werden, die festlegt, daß alle Markenkopien, die sich auf der zugehörigen Informationsstelle befinden, die vorgenannte negierte atomare Formel *nicht* erfüllen.

10) Die beiden entgegengesetzten Fälle, daß eine Transition entweder nur genau eine Einfluß- oder aber nur genau eine Ausgangskante besitzt, brauchen dagegen nicht gesondert betrachtet zu werden. Denn eine Transition mit nur genau einer Einfluß- oder Ausgangskante besitzt keine zu verknüpfenden Einfluß- bzw. Ausgangskanten. Folglich ist für die Transition auch keine Einfluß- bzw. Ausgangslogik definiert.

11) Die Bezugnahme auf Kon-, Ad- und Disjugate ist nicht logisch motiviert, sondern folgt aus Komfortbedürfnissen für die Modellierung von Realproblemen. Es wurde schon früher erwähnt, daß sich aus logischer Perspektive alle Formelverknüpfungen auf ein Paar gewöhnlicher Junktoren oder sogar nur einen - allerdings "exotischen" - Junktor zurückführen lassen. Die gewöhnlichen Junktorpaare umfassen immer den Negator. Aber in einer früheren Anmerkung wurde dargelegt, daß für die hier repräsentierten voraussetzungsfreien Produktionsregeln die Negate atomarer Formeln keine Rolle spielen. Daher werden weder ein Junktorpaar noch ein "exotischer" Junktor benutzt, um die Verknüpfungslogik von Transitionen zu erweitern. Statt dessen herrschen in der Modellierungspraxis Formelverknüpfungen vor, die sich an den natürlichsprachlichen Konjunktionen "und" sowie "oder" ausrichten. Dies gilt nicht nur für die hier interessierenden Produktionsregeln. Es trifft z.B. ebenso auf die Netzplantechnik zu. Auch dort wird zwischen kon-, ad- und disjunktiv verknüpften Netzknotten unterschieden. Darauf wird später noch zurückgekommen. Zur Berücksichtigung des umgangssprachlichen "und" ist die Berücksichtigung von Konjugaten erforderlich. Die Handhabung des umgangssprachlichen "oder" schwankt oftmals, da über seine entweder inklusive oder aber exklusive Interpretation kein allgemeines Einvernehmen herrscht. Um dem Konzeptanwender die Auswahlfreiheit zu lassen, welche Ausdeutung er zu verwenden gedenkt, werden hier beide Verknüpfungsarten angeboten: sowohl Adjugate für das inklusive "oder" als auch Disjugate für das exklusive "oder". Dies entspricht dem Postulat größtmöglicher Auswahlfreiheit, das früher im Kontext der opportunistischen Prozeßkoordinierung thematisiert wurde. Darüber hinaus verdeutlichen die nachfolgenden Netzkonstrukte für ad- und disjunktive Verknüpfungslogiken, welche erheblichen Unterschiede zwischen den formalsprachlichen, in- bzw. exklusiven Interpretationen des natürlichsprachlichen "oder" klaffen können.

12) Transitionen mit konjunktiv verknüpften Eingangskanten stellen den Regelfall für Petrinetze dar. Transitionen mit adjunktiv verknüpften Eingangskanten hat der Verf. in der Netzliteratur bislang noch nicht gefunden. Transitionen mit disjunktiv verknüpften Eingangskanten finden sich dagegen auch bei VON KLEIST-RETZOW (1991), S. 260 i.V.m. S. 259.

13) Strenggenommen handelt es sich um Formeln  $\text{prä}_{e_i}(\dots)$  mit nicht näher spezifizierten Argumenten "(...)" und  $i \in \{1,2\}$ . Der Übersichtlichkeit halber wird hier aber von den Formelargumenten "(...)" abstrahiert. Daher werden nur die Formelnamen " $\text{prä}_{e_i}$ " notiert. Diese Formelnamen korrespondieren genau mit den zwei Reduktionsformeln aus derjenigen Produktionsregel, die durch die Transition  $t_{e_i}$  repräsentiert wird. Da jede Produktionsregel für jedes Prädikatssymbol nur höchstens eine daraus abgeleitete Reduktionsformel enthält, bedeutet die Fokussierung auf die Formelnamen hier keinen Informationsverlust. Die Formelargumente "(...)" können dagegen variieren je nachdem, welche Formelvorkommnisse zur Multimenge der jeweils betrachteten Reduktionsformel gehören. Diese variablen Formelargumente bleiben hier aber irrelevant, weil nur die Art der logischen Verknüpfung zwischen den produktionsregelkonstituierenden Reduktionsformeln betrachtet wird.

14) An früherer Stelle wurden operationale Netzmodelle vorausgesetzt. Daher repräsentiert die Transition  $t_{e_i}$  eine Produktionsregel. Die Produktionsregel stellt eine zusammengesetzte prädikatenlogische Formel dar, die aus mehreren atomaren prädikatenlogischen Formeln aufgebaut ist. Jede atomare Formel wird in einem operationalen Netzmodell durch eine Stelle wiedergegeben, die zur Nachbarschaft der produktionsregelrepräsentierenden Transition

gehört. Der Stelle ist das Prädikatssymbol der atomaren Formel zugeordnet. In den hier betrachteten ersten drei Grundfällen repräsentiert die Transition  $t_{e,1}$  eine Produktionsregel, die zwei Reduktionsformeln (sowie eine Expansionsformel) besitzt. Die beiden Reduktionsformeln stellen diejenigen atomaren prädikatenlogischen Formeln  $prä_{e,1}$  und  $prä_{e,2}$  dar, die durch die zwei Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  mit den Prädikatssymbolen  $Prä_{e,1}$  bzw.  $Prä_{e,2}$  repräsentiert werden. Produktionsregeln wurden zunächst so definiert, daß ihre Reduktionsformeln immer konjunktiv verknüpft sind. Diese Einschränkung wird jetzt aufgehoben: Neben der konjunktiven Verknüpfung werden auch die ad- und die disjunktiven Verknüpfungen für die vorgenannten Formeln zugelassen. Die beiden Eingangskanten der Transition  $t_{e,1}$  heißen genau dann kon-, ad- oder disjunktiv verknüpft, wenn die beiden Reduktionsformeln  $prä_{e,1}$  und  $prä_{e,2}$ , die durch die Stellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  repräsentiert werden, in der Produktionsregel der Transition  $t_{e,1}$  ein Kon-, Ad- bzw. Disjunkt bilden.

15) Es könnte auch daran gedacht werden, auf der Ausgangsstelle  $s_{e,3}$  zwei Markenkopien abzulegen, falls die Transition  $t_{e,a}$  durch jeweils mindestens eine Markenkopie auf ihren *beiden* Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  aktiviert wird. Dann müßte aber das Gewicht der Ausgangskante der Transition  $t_{e,a}$  variabel gestaltet werden und von der aktuellen Markierung der beiden Eingangsstellen abhängen. Dies würde zu einer erheblichen Komplizierung durch variable Kantengewichtung führen. Daher wird diese Gestaltungsoption für Transitionen mit adjunktiver Eingangslogik hier nicht weiterverfolgt.

16) Die Markenkapazität beträgt  $KAP_{e,a}=1$  für den adjunktiven und  $KAP_{e,d}=2$  für den disjunktiven Fall. Die beschränkten Markenkapazitäten sind hier zwar nicht unbedingt notwendig. Der Verf. berücksichtigt sie hier jedoch aus zwei Gründen. Erstens lassen die Feinnetze ohnehin keine größeren Anzahlen von Markenkopien auf den Stellen  $s_{e,a}$  bzw.  $s_{e,d}$  zu. Die beschränkten Markenkapazitäten verdeutlichen in dieser Hinsicht eine charakteristische Eigenschaft des Schaltverhaltens des jeweils betroffenen Feinnetzes. Zweitens sind die beschränkten Markenkapazitäten später *notwendig*, um einen Simultaneitätsdefekt durch faktische Transitionen heilen zu können. Der zweite Grund ist hier ausschlaggebend. Darüber hinaus wird auch den Ausgangsstellen der Makro- und Mikrotransitionen jeweils eine beschränkte Markenkapazität zugeordnet. Auch dies ist nicht unbedingt notwendig, erhöht aber wiederum die Transparenz der Netzkonstruktionen. Die Markenkapazitäten der Ausgangsstellen werden immer genau so groß festgelegt wie die Markenkapazitäten der Synchronisationsstellen. Dadurch wirken sich die Markenkapazitäten der Ausgangsstellen auf das Schaltverhalten der Mikrotransitionen nicht restriktiv aus. Daher können sie auch jeden größeren Wert annehmen.

Dagegen werden den Eingangsstellen der Makro- und Mikrotransitionen mit erweiterter Eingangslogik bewußt keine bestimmte Markenkapazität zugeordnet. Gleiches gilt später für die Ausgangsstellen von Makro- und Mikrotransitionen mit erweiterter Ausgangslogik. Um eine Transition mit erweiterter Verknüpfungslogik auszustatten, werden die jeweils erforderlichen Konstrukte für Transitionen mit erweiterter Ein- und für Transitionen mit erweiterter Ausgangslogik miteinander kombiniert. Da für die Ein- bzw. Ausgangsstellen dieser Konstrukte beliebige Markenkapazitäten zugelassen werden, gilt für alle Transitionen, die aus solchen Konstruktkombinationen hervorgehen: Ihre Ein- und Ausgangsstellen können jede endliche Markenkapazität aufweisen, aber ebenso auch eine unbeschränkte Markenkapazität besitzen. In dieser Hinsicht besitzen die hier skizzierten Konstruktionen allgemeingültige Qualität.

17) Die Besonderheit träte nicht auf, wenn die Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik so konstruiert würde, wie es in der nachfolgenden Abb. 121 dargelegt ist. Auf diese alternative und einfachere Behandlung der adjunktiven Eingangslogik einer Makrotransition wird jedoch bewußt verzichtet. Denn sie würde später beim analogen Umgang mit der adjunktiven Ausgangslogik einer Makrotransition dazu führen, daß sich die Makrotransitionen mit ad- und disjunktiver Ausgangslogik - abgesehen von der graphischen Darstellungsweise ihrer Ausgangskantenverbindungen - überhaupt nicht unterscheiden würden: In beiden Fällen würde von der Eingangsstelle  $s_{a,1}$  nur genau eine Markenkopie abgezogen (vgl. dazu Abb. 117 u. 118). Daher wäre die Differenzierung zwischen ad- und disjunktiver Ausgangslogik überflüssig. Das Ausdrucksvermögen alternativer Verknüpfungslogiken wird dagegen bereichert, wenn sich Makrotransitionen mit ad- und disjunktiver Ausgangslogik - über ihre graphischen Darstellungsweisen hinaus - unterscheiden. Genau dies wird durch die Netzkonstruktionen der Abb. 117 bzw. 118 erreicht. Im analogen Vorgriff darauf wird hier bereits die adjunktive Eingangslogik einer Makrotransition entsprechend ausgestaltet.

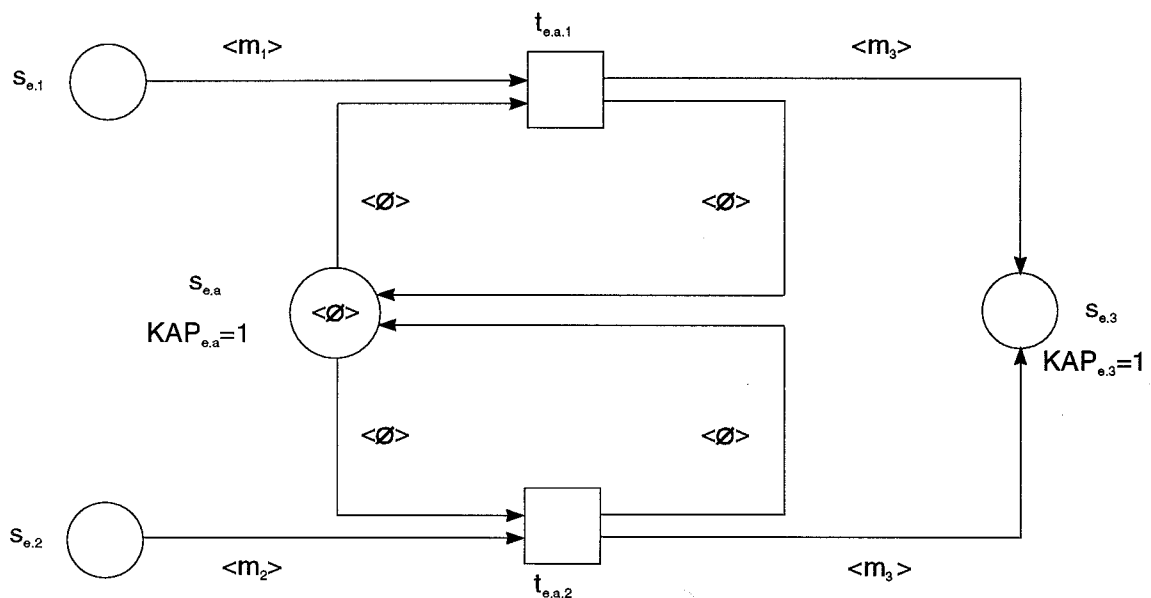
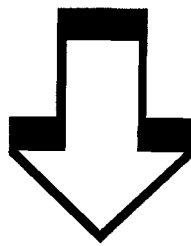
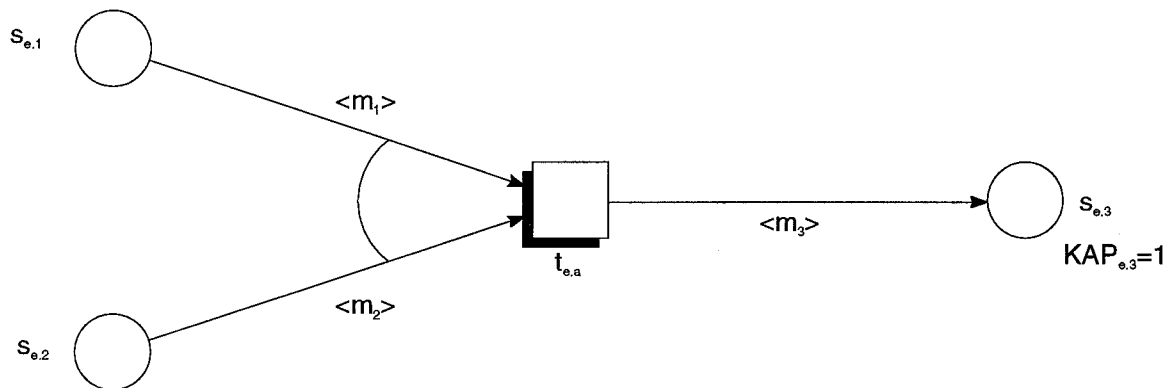


Abb. 121: Alternative Rückführung einer Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik auf ein Feinnetz aus Transitionen mit rein konjunktiver Kantenverknüpfung

18) Variable Kantengewichte wurden bereits an früherer Stelle eingeführt. Allerdings wurde dort für Ausgangskanten von Transitionen nur der Spezialfall von Distributorkanten betrachtet. Das hier eingeführte variable Ausgangskantengewicht einer Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik unterscheidet sich vom variablen Kantengewicht einer Distributorkante deutlich: Eine Distributorkante ist für eine Transition nur dann zulässig, wenn sie genau einer Absorberkante derselben Transition zugeordnet ist. Hier besitzt die Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik aber überhaupt keine Absorberkante. Statt dessen bezieht sich das variable Gewicht der Ausgangskante der Makrotransition auf die Markenkopien, die von mindestens einer der beiden Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  der Makrotransition abgezogen werden können.

19) Diese Prämisse ermöglicht die nachfolgend beschriebene Option, auf der Ausgangsstelle zwei Markenkopien abzulegen, falls sich auf jeder der beiden Eingangsstelle  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  mindestens eine Markenkopie befindet. Allerdings stellt diese Prämisse nur eine hinreichende, aber keine notwendige Voraussetzung dar. Denn ebenso könnte jede andere Markenkapazität mit  $KAP_{e,3} \geq 2$  gewählt werden. Würde dagegen die Markenkapazität  $KAP_{e,3} = 1$  vorausgesetzt, dann könnte die hier eröffnete Markierungsoption nicht mehr realisiert werden. Statt dessen müßte auf die alternative Netzkonstruktion zurückgegriffen werden, die bereits in einer früheren Anmerkung verdeutlicht wurde.

20) Es kann aber auch dem Wunsch entsprochen werden, daß bei Markierung der beiden Eingangsstellen  $s_{e,1}$  und  $s_{e,2}$  stets zwei Markenkopien auf der Ausgangsstelle  $s_{e,3}$  abgelegt werden sollen. Dann muß allerdings dafür Sorge getragen werden, daß die beiden Mikrotransitionen  $t_{e,a,1}$  und  $t_{e,a,2}$  simultan geschaltet werden, falls sie nebenläufig aktiviert sind. Dies kann z.B. dadurch realisiert werden, daß auf die maximale Schaltschritt-Strategie zurückgegriffen wird, die für Stelle/Transition-Netze eingeführt wurde. Im Gegensatz zum Simultaneitätsdefekt, der an anderer Stelle thematisiert wird, muß hier nicht gefordert werden, daß die beiden Mikrotransitionen immer nur entweder simultan oder aber überhaupt nicht geschaltet werden dürfen. Denn aufgrund der adjunktiven Eingangslogik der Makrotransition  $t_{e,a}$  ist es ebenso zulässig, daß nur eine der beiden Mikrotransitionen geschaltet wird, falls nur eine der beiden Eingangsstellen durch mindestens eine Markenkopie belegt ist. (Dies wird nachfolgend dargestellt.) Daher gelten die Ausführungen zum Simultaneitätsdefekt hier nicht.

21) Die konjunktive Kantenverknüpfung erstreckt sich nur auf solche Transitionen, die jeweils mindestens zwei Ein- oder mindestens zwei Ausgangskanten besitzen. Denn eine Kantenverknüpfung ist nicht definiert, wenn eine Transition nur genau eine Eingangs- oder nur genau eine Ausgangskante besitzt. Darauf wird fortan nicht mehr ausdrücklich hingewiesen.

22) Die Mikrotransitionen stellen daher gewöhnliche Transitionen dar. Sie werden hier nur der Deutlichkeit halber als Mikrotransitionen angesprochen, um sie von der Makrotransition des Grobnetzes abzuheben.

23) Mit der exakten Verhaltensentsprechung ist die Isomorphie der Erreichbarkeitsgraphen von Fein- und Grobnetz gemeint.

24) Die Vervielfachung ist trivial. Daher wird sie hier nicht explizit ausgeführt.

25) Das Beispiel umfaßt zwar nur eine Konstrukterweiterung für die Ausgangslogik der dargestellten Transition (mit  $K=3$ ). Die Aus- und die Eingangslogik von Transitionen werden jedoch analog behandelt, darauf wird in Kürze zurückgekommen. Daher verdeutlicht das Beispiel ebenso, wie sich die Netzkonstrukte für die Eingangslogik auf den Fall  $K > 2$  erweitern lassen.

26) Transitionen mit konjunktiver Ausgangslogik stellen den Regelfall für Petrinetze dar. Transitionen mit adjunktiver Ausgangslogik hat der Verf. in der Netzliteratur bislang noch nicht aufgespürt. Transitionen mit disjunktiver Ausgangslogik finden sich dagegen auch bei VON KLEIST-RETZOW (1991), S. 260 i.V.m. S. 259.

27) Es wird auf die Detaillierungen zu den analogen Netzkonstruktionen für Makrotransitionen mit kon-, ad- oder disjunktiver Eingangslogik verwiesen.

Auch die Makrotransition mit adjunktiver Ausgangslogik ist analog zur Makrotransition mit adjunktiver Eingangslogik konstruiert. Wegen der Ungewöhnlichkeit ihres variablen Eingangskantengewichts wird die Makrotransition mit adjunktiver Ausgangslogik hier dennoch - der Deutlichkeit halber - kurz kommentiert: Ihr variables Eingangskantengewicht " $\langle m_{1,1} \rangle \vee \langle m_{1,2} \rangle$ " unterscheidet sich vom variablen Kantengewicht einer Absorberkante in zwei Hinsichten: Erstens werden von der Eingangsstelle  $s_{a,1}$  der Makrotransition durch einen Schalttakt der Makrotransition nur höchstens zwei Markenkopien abgezogen. Dies gilt auch dann, wenn sich auf der Eingangsstelle mehr als zwei Markenkopien befinden. Zweitens ist die Makrotransition nur dann aktiviert, wenn auf ihrer Eingangsstelle mindestens eine Markenkopie liegt. Für Absorberkanten wurde dagegen zugelassen, daß ihre adjazenten Transitionen auch dann aktiviert sein können, wenn die Absorptionsstellen unmarkiert sind. Sobald sich auf der Eingangsstelle  $s_{a,1}$  mehrere Markenkopien befinden, zieht die Makrotransition mit adjunktiver Ausgangslogik von dort zwei Markenkopien ab, um je eine korrespondierende Markenkopie auf ihren beiden Ausgangsstellen  $s_{a,2}$  und  $s_{a,3}$  abzulegen. Falls auf der Eingangsstelle  $s_{a,1}$  nur eine Markenkopie liegt, zieht die Makrotransition nur diese eine Markenkopie ab. Dann konkurrieren die beiden Mikrotransitionen des Feinnetzes darum, welche von ihnen mit dieser Mar-

kenkopie geschaltet wird. Die Auswahl der zu schaltenden Makrotransition kann dann willkürlich erfolgen. Beispielsweise läßt sie sich einem Zufallsgenerator übertragen. Infolgedessen liegt es nicht fest, auf welcher der beiden Ausgangsstellen die genau eine Markenkopie abgelegt wird, die durch die Makrotransition von der Eingangsstelle abgezogen wird. Daher besitzt eine Makrotransition mit adjunktiver Ausgangslogik einen potentiell indeterministischen Charakter. Dieser Charakter manifestiert sich immer dann, wenn sich auf der Eingangsstelle der Makrotransition weniger Markenkopien befinden, als die Makrotransition adjunktiv verknüpfte Ausgangskanten besitzt. Schließlich ist es möglich, daß sich auf der Eingangsstelle  $s_{a,1}$  der Makrotransition überhaupt keine Markenkopie befindet. Dann ist die Makrotransition nicht aktiviert. Gleiches gilt für die beiden Mikrotransitionen im Feinnetz. In diesem Fall wird auf den Ausgangsstellen  $s_{a,2}$  und  $s_{a,3}$  keine Markenkopie abgelegt.

28) Auf dieses Beispiel wird später bei der Modellierung einer Fallstudie noch zurückgegriffen werden.

29) Diese Formeln entsprechen den vier Reduktions- und den drei Expansionsformeln aus derjenigen Produktionsregel, die durch die Transition  $t_{e,a}$  repräsentiert wird. Die zugrundeliegende Produktionsregel mit ihren Reduktions- und Expansionsformeln wird hier aber nicht explizit angeführt, um die Darstellung des Beispiels nicht noch umfangreicher ausfallen zu lassen.

30) Daher wird im Feinnetz der Abb. 120 die Stelle  $s_{e/a,1}$  zusammen mit ihren adjazenten Kanten im Prinzip nicht benötigt. Ihre Eliminierung würde das Schaltverhalten des Feinnetzes nicht verändern. Dennoch wird sie hier aus "formalästhetischen" Gründen verwendet. Denn die Stelle  $s_{e/a,1}$  erlaubt, das kon- und das disjunktive Eingangskantenpaar der Makrotransition  $t_{e,a}$  in analoger Weise zu behandeln. Darüber hinaus gestattet sie einen Fluß von Kopien " $\emptyset$ " der Basismarke, der mit dem Fluß der Markenkopien " $m_s$ " mit  $s \in \{1, \dots, 7\}$  korrespondiert.

31) Das Feinnetz der Abb. 120 könnte dadurch vereinfacht werden, daß die beiden Stellen  $s_{e/a,4}$ ,  $s_{e/a,5}$  und  $s_{e/a,6}$  samt ihrer dazwischenliegenden Transition und den verknüpfenden Kanten zu einer (Makro-)Stelle  $s_{e/a,7}$  zusammengefaßt werden. Dadurch ginge aber die unmittelbare Repräsentation der logischen Verschachtelung verloren. Daher unterbleibt diese Transparenzbeeinträchtigende Kompaktifizierung.

32) Diese Transitionen werden auch kurz als Transitionen aus der Nachbarschaft der Makrotransition angesprochen. Diese Redeweise nimmt auf den Sachverhalt Bezug, daß jene Transitionen qua Voraussetzung mit der Makrotransition mindestens eine gemeinsame inzidente Stelle teilen.

33) Die Mikrotransitionen, die im Feinnetz zuerst schalten können, sind die Transitionen  $t_{e/a,1}$ ,  $t_{e/a,2}$  und  $t_{e/a,3}$ . Von den vorgenannten Transitionen kann entweder genau eine zuerst schalten. Oder aber ein Paar von ihnen schaltet gemeinsam - d.h. nebenläufig - zuerst. Per constructionem kommen für dieses Transitionenpaar aber niemals die beiden Transitionen  $t_{e/a,2}$  und  $t_{e/a,3}$  in Betracht. Sie lassen sich nur alternativ schalten. Daher ist es auch unmöglich, die drei vorgenannten Transitionen gemeinsam zuerst zu schalten.

34) Als letzte Mikrotransition muß immer die Transition  $t_{e/a,5}$  schalten.

35) Die Konstruktion des Feinnetzes wird in der Abb. 120 auf diejenigen Mikrotransitionen fokussiert, deren Gesamtheit die Makrotransition  $t_{e,a}$  zu ersetzen vermag. Daher wird nicht versucht, die Transitionen aus der Nachbarschaft der Makrotransition vollständig zu berücksichtigen. Statt dessen wird für jede inzidente Stelle der Makrotransition nur eine benachbarte Transition erfaßt. Sie steht als pars pro toto für alle Transitionen, die mit der Makrotransition eben diese inzidente Stelle teilen.

36) Nachfolgend wird jedoch angedeutet, daß sich beide Defekte durch Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze beseitigen lassen, die an späterer Stelle eingeführt werden. Unter Vorgriff auf diese nachträglichen Defektheilungen wurde schon oben davon gesprochen, daß das Schaltverhalten des Feinnetzes dem Schaltverhalten der Makrotransition  $t_{e,a}$  genau entspricht.

37) In dieser Hinsicht zeigt das Petrinetz-Konzept abermals eine auffällige Parallele mit der Realitätskonzeptualisierung, wie sie seitens der Relativitätstheorie vorgelegt wird. Auch dort ist die Gleichzeitigkeit von Ereignissen nicht wohldefiniert; vgl. PENROSE (1989), S. 200f.

Der Simultaneitätsdefekt des Petrinetz-Konzepts läßt sich auch auf dessen axiomatische Basis zurückführen, die bereits in einer früheren Anmerkung erwähnt wurde. Dabei werden zwei verschiedene Ereignisse  $e_i$  und  $e_j$  betrachtet, die in den Zeitpunkten  $\text{time}(e_i)$  bzw.  $\text{time}(e_j)$  geschehen und kausal voneinander abhängen. Auf den ersten Blick kann das gleichzeitige Geschehen der beiden Ereignisse ohne besondere Schwierigkeiten ausgedrückt werden. Zu diesem Zweck scheint es auszureichen, die kausale Abhängigkeitsbeziehung zwischen den beiden Ereignissen lediglich durch eine schwache Präzedenzrelation " $\leq$ " zu interpretieren. Dann läßt sich die Gleichzeitigkeit  $\text{time}(e_i) = \text{time}(e_j)$  der beiden Ereignisgeschehnisse einfach durch die Konjunktion der schwachen Präzedenzbeziehungen  $\text{time}(e_i) \leq \text{time}(e_j)$  und  $\text{time}(e_j) \leq \text{time}(e_i)$  definieren:  $\text{time}(e_i) = \text{time}(e_j) :\Leftrightarrow \text{time}(e_i) \leq \text{time}(e_j) \wedge \text{time}(e_j) \leq \text{time}(e_i)$ . Dies ist der übliche Weg, der bei kinetischen und dynamischen Modellen des Operations Research beschränkt wird. Diese Vorgehensweise läuft aber der axiomatischen Fundierung des Petrinetz-Konzepts zuwider. Denn das Petrinetz-Konzept beruht auf einer *antisymmetrischen* zweistelligen Relation, die über einer Menge von Ereignisgeschehnissen eine kausale Halbordnung konstituiert. Für diese Relation gilt aufgrund ihrer Antisymmetrie: Falls



die Geschehnisse von zwei verschiedenen Ereignissen  $e_i$  und  $e_j$  die Relation als Paar  $(e_i, e_j)$  erfüllen, dann kann das inverse Paar  $(e_j, e_i)$  derselben Ereignisse die Relation *nicht* erfüllen. Vgl. dazu die Definition antisymmetrischer Relationen. Infolgedessen läßt die axiomatische Basis des Petrinetz-Konzepts niemals zu, daß zwei verschiedene Ereignisse sowohl durch das Paar  $(e_i, e_j)$  als auch durch das Paar  $(e_j, e_i)$  die charakteristische Halbordnungsrelation erfüllen. Daher ist es ausgeschlossen, diese antisymmetrische Halbordnungsrelation in zeitbezogener Weise durch eine schwache Präzedenzrelation " $\leq$ " zu interpretieren, bei der  $\text{time}(e_i) \leq \text{time}(e_j)$  und  $\text{time}(e_j) \leq \text{time}(e_i)$  zugleich erfüllt sein dürfen. Statt dessen erzwingt im Petrinetz-Konzept die Antisymmetrie seiner Halbordnungsrelation, ausschließlich eine strikte Präzedenzrelation " $<$ " für die zeitliche Interpretation von Kausalbeziehungen zu verwenden. Mit Hilfe der beiden strikten Präzedenzbeziehungen  $\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)$  und  $\text{time}(e_j) < \text{time}(e_i)$  kann die Gleichzeitigkeit  $\text{time}(e_i) = \text{time}(e_j)$  der beiden Ereignisse  $e_i$  und  $e_j$  aber nicht ausgedrückt werden.

Allerdings könnte versucht werden, durch die Negation der beiden vorgenannten strikten Präzedenzbeziehungen die Gleichzeitigkeit der Ereignisse mittelbar zu erfassen:  $\text{time}(e_i) = \text{time}(e_j) : \Leftrightarrow \neg(\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)) \wedge \dots \neg(\text{time}(e_j) < \text{time}(e_i))$ . Diese Option scheidet aber ebenso aus. Denn die Verneinung einer strikten Präzedenzbeziehung (" $<$ ") ist im Rahmen des Petrinetz-Konzepts keineswegs logisch äquivalent mit der Position einer umgekehrten schwachen Präzedenzbeziehung (" $\geq$ "). Um dies aufzuzeigen, reicht schon die Betrachtung einer Implikationsrichtung aus der fraglichen Äquivalenz: Aus  $\neg(\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j))$  folgt keineswegs zwingend  $\text{time}(e_i) \geq \text{time}(e_j)$ . Hierbei ist zu beachten, daß die mathematischen Ungleichungsrelationen " $<$ " und " $\geq$ ", die hier auf die Trägermenge der reellen Zahlen angewandt werden, innerhalb des Petrinetz-Konzepts auf dem kausalen Fundament einer Halbordnungsrelation beruhen. Für die mathematischen Ungleichungsrelationen " $<$ " und " $\geq$ " gilt die logische Äquivalenz  $\neg(\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)) \Leftrightarrow \text{time}(e_i) \geq \text{time}(e_j)$  dagegen *nur, sofern* die Relationen über den reellen Zahlen definiert sind. Der tiefere Grund hierfür liegt darin, daß die Menge der reellen Zahlen unter allen Ungleichungsrelationen jeweils *vollständig* geordnet ist. Bei einer solchen vollständigen Ordnung impliziert die Negation einer Ungleichungsrelation " $<$ " die Position ihrer komplementären Ungleichungsrelation " $\leq$ ". Bei der hier diskutierten Realproblemkonzeptualisierung ist aber nicht die Menge der reellen Zahlen ausschlaggebend, sondern eine kausal *halbgeordnete* Menge von Ereignisgeschehnissen. Daher dürfen die Sachverhalte, die auf die vollständig geordnete Menge reeller Zahlen zutreffen, nur insoweit auf die Ereignisgeschehnisse in Petrinetzen übertragen werden, wie sie sich mit einer kausal halbgeordneten Menge von Ereignisgeschehnissen konsistent vereinbaren lassen. In einer kausal halbgeordneten Menge sind aber mindestens zwei Ereignisse  $e_i$  und  $e_j$  enthalten, deren Geschehnisse in keiner Anordnungsbeziehung stehen (kausal unabhängige Ereignisse). Andernfalls unterläge die Menge notwendig einer vollständigen Ordnung. Die Zeitpunkte  $\text{time}(e_i)$  bzw.  $\text{time}(e_j)$  des Geschehens dieser beiden kausal unabhängigen Ereignisse müssen aber weder  $\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)$  noch  $\text{time}(e_i) \geq \text{time}(e_j)$  erfüllen. Denn die kausale Unabhängigkeit der Ereignisse kann mit *jedem* zeitlichen Verhältnis der Zeitpunkte ihrer Geschehnisse konsistent vereinbart werden. Zwischen den beiden Ereignissen besteht *überhaupt keine* wohldefinierte Präzedenzbeziehung. Folglich ist es sachlich unzulässig, aus der Negation von  $\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)$  auf die Position von  $\text{time}(e_i) \geq \text{time}(e_j)$  zu schließen (oder umgekehrt). Infolge der vorausgesetzten kausalen Halbordnung kann also die Äquivalenz  $\neg(\text{time}(e_i) < \text{time}(e_j)) \Leftrightarrow \dots \text{time}(e_i) \geq \text{time}(e_j)$ , die im Bereich von vollständig geordneten reellen Zahlen zutrifft, nicht auf die Zeitpunkte des Eintretens kausal halbgeordneter Ereignisse übertragen werden. Daher scheidet auch die Option aus, die Gleichzeitigkeit der Geschehnisse zweier verschiedener Ereignisse mittelbar durch die Negation von strikten Präzedenzbeziehungen zu erfassen. Folglich läßt die kausale Abhängigkeit zwischen Ereignissen, die im Rahmen des Petrinetz-Konzepts durch eine antisymmetrische Halbordnungsrelation axiomatisch fundiert ist, grundsätzlich nicht die Repräsentation der Gleichzeitigkeit von Ereignisgeschehnissen zu. Dies gilt sowohl für die unmittelbare Anwendung schwacher Präzedenzbeziehungen als auch für den mittelbaren Rückgriff auf negierte strikte Präzedenzbeziehungen (q.e.d).

Der Simultaneitätsdefekt des Petrinetz-Konzepts erstreckt sich nur auf die Gleichzeitigkeit der Geschehnisse von *Ereignissen*. Andere Erscheinungsformen der Erkenntniskategorie "Gleichzeitigkeit" lassen sich auch in Petrinetzen wiederfinden. Denn der Schaltakt einer einzelnen Transition kann *uno actu* - also *simultan* - die aktuellen Markierungen von *mehreren* benachbarten Stellen verändern. Dies ist immer dann der Fall, wenn eine Transition mindestens zwei Ein- oder Ausgangsstellen besitzt, die keine Informationsstellen darstellen. Solche simultanen Markierungsveränderungen konstituieren aber eine Gleichzeitigkeitsperspektive, die dem Petrinetz-Konzept grundsätzlich fremd ist. Denn im Rahmen des Petrinetz-Konzepts interessiert nur die Gleichzeitigkeit von Aktivitäten, die im Prinzip unabhängig voneinander - und somit auch zeitlich nacheinander - geschehen können. Die Markierungsveränderungen, die vom Schaltakt einer einzelnen Transition bewirkt werden, besitzen diese prinzipielle Eigenständigkeit jedoch nicht. Sie sind nur insofern definiert, als sie die gemeinsamen Auswirkungen eines *atomaren* Schaltakts bilden, der sich nicht mehr in weitere *selbständige* Sachverhalte aufspalten läßt. Daher wird auf den Gleichzeitigkeitsaspekt von Markierungsveränderungen nicht weiter eingegangen.

## 6.3.2 Erweiterungen der Schaltvorschrift

In operationalen Netzmodellen repräsentiert jede Transition genau eine Produktionsregel. Daher läßt sich die Schaltvorschrift jeder Transition als die netzspezifische Ausdrucksform einer Produktionsregel auffassen. Die Modellierung anspruchsvoller Realprobleme, die zunächst mit der Hilfe von Produktionsregeln spezifiziert worden sind, fällt jedoch mitunter sehr umfangreich aus, wenn jede Produktionsregel durch genau eine Transition wiedergegeben wird. Eine wesentlich kompaktere und übersichtlichere Darstellungsform operationaler Netzmodelle läßt sich dagegen oftmals erzielen<sup>1)</sup>, wenn es gelingt, in der Schaltvorschrift einer Transition mehrere Produktionsregeln zusammenzufassen<sup>2)</sup>.

Die Repräsentation mehrerer Produktionsregeln durch nur eine Transition bereitet im Rahmen Höherer Netze keine grundsätzlichen Schwierigkeiten. Es wird darauf verzichtet, die hierfür erforderlichen Konstruktionen systematisch darzulegen. Denn solche Mehrfachrepräsentationen sind in der Netzliteratur schon ausführlich beschrieben worden. Dazu gehören vor allem die Arbeiten von WEBER und WIEGAND. Anstatt sie hier im Detail nachzuzeichnen, beschränkt sich der Verf. darauf, einen Einblick zu vermitteln, wie Synthetische Netze entsprechend erweitert werden können<sup>3)</sup>.

Ausgangspunkt ist eine Transition, deren Schaltvorschrift durch eine Gruppe von  $K$  Produktionsregeln spezifiziert wird (mit  $K \in \mathcal{N}_+$  und  $K \geq 2$ ). Die gruppenzugehörigen Produktionsregeln können durch beliebige Junktoren miteinander verknüpft sein. Die Transition wird als eine Makrotransition behandelt. Sie läßt sich im wesentlichen<sup>4)</sup> durch  $K$  Mikrotransitionen so verfeinern, daß die Schaltvorschrift jeder Mikrotransition nur noch aus einer Produktionsregel besteht. Die Mikrotransitionen stellen gewöhnliche Transitionen dar, wie sie für das Kernkonzept Synthetischer Netze im Kontext operationaler Netzmodelle bereits eingeführt wurden. Daher kann das Kernkonzept immer dann um Transitionen erweitert werden, die jeweils mehrere Produktionsregeln zugleich repräsentieren, wenn zwei Voraussetzungen erfüllt sind<sup>5)</sup>. Erstens müssen die Transitionen als Makrotransitionen interpretiert werden. Zweitens muß es möglich sein, die Makrotransitionen in der nachfolgend skizzierten Weise auf gewöhnliche Transitionen von Synthetischen Netzen zu reduzieren.

Es werden hier nur drei einfache Grundfälle betrachtet<sup>6)</sup>. Sie erstrecken sich auf jeweils eine Transition, deren Schaltvorschrift durch genau zwei Produktionsregeln  $pr_1$  und  $pr_2$  spezifiziert ist. Die Grundfälle unterscheiden sich lediglich durch die kon-, ad- oder disjunktive Verknüpfung ihrer Produktionsregeln. Die eine Transition jedes Grundfalls wird als eine Makrotransition aufgefaßt. Abb. 122, 123 bzw. 124 auf den nächsten Seiten zeigen, wie sich jede Makrotransition in einem Feinnetz auf zwei Mikrotransitionen zurückführen läßt, von denen jede genau eine Produktionsregel repräsentiert. Dabei wird für das Konjugat zweier Produktionsregeln  $pr_1$  und  $pr_2$  unterstellt, daß beabsichtigt ist, entweder beide Produktionsregeln gemeinsam oder aber überhaupt keine anzuwenden<sup>7)</sup>. Für den disjunktiven Fall wird angenommen, daß genau eine Produktionsregel angewendet werden soll, und zwar nur dann, wenn sich die jeweils andere Produktionsregel nicht ausführen läßt. Das Adjugat zweier Produktionsregeln nimmt eine mittlere Stellung ein. Es erlaubt, jede Produktionsregel anzuwenden, sobald sie sich unter der aktuellen Netzmarkierung ausführen läßt. Dabei ist sowohl die Anwendung von nur einer Produktionsregel als auch die Ausführung von beiden Produktionsregeln zulässig.

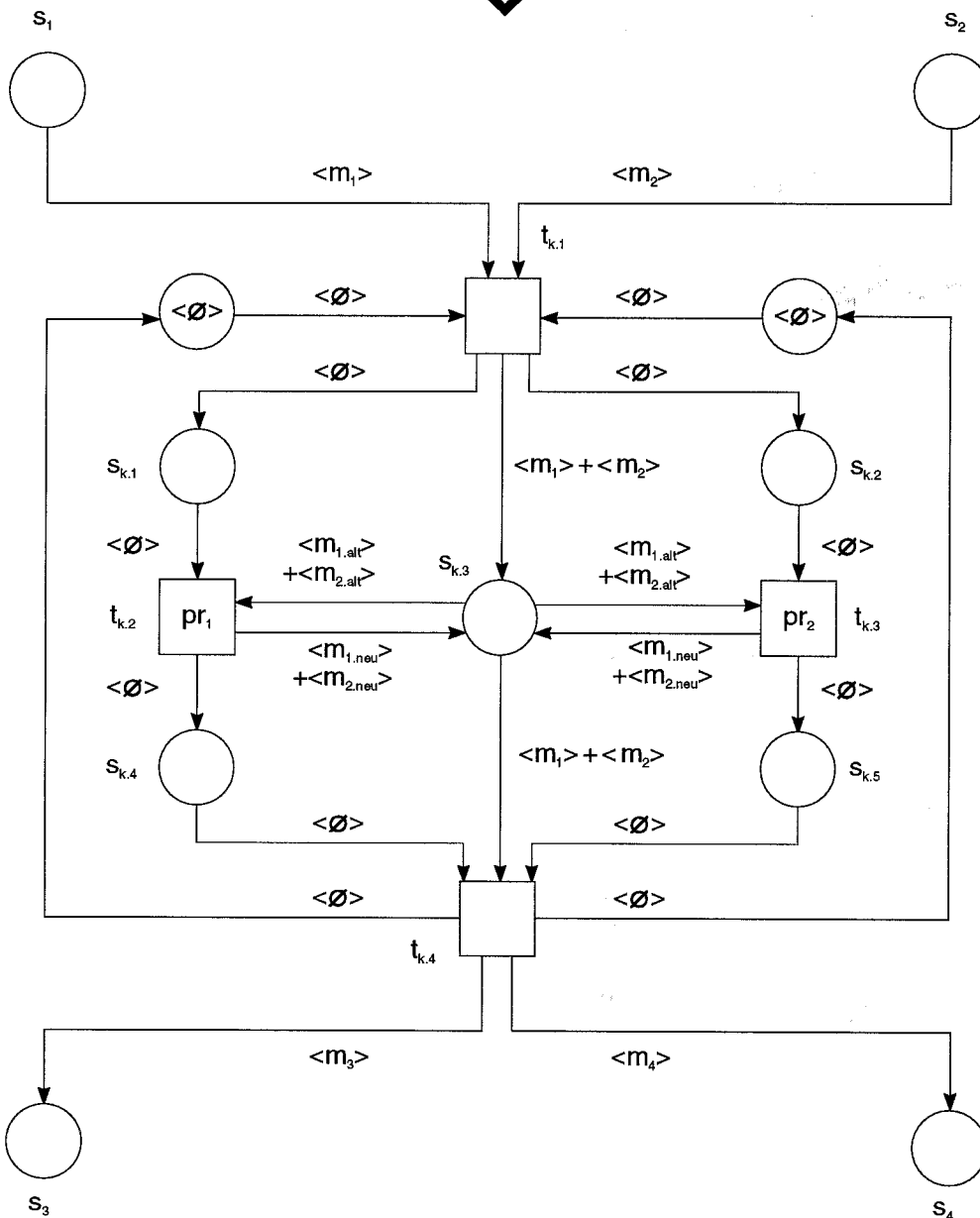
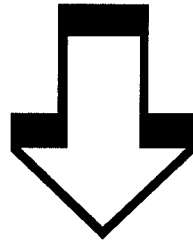
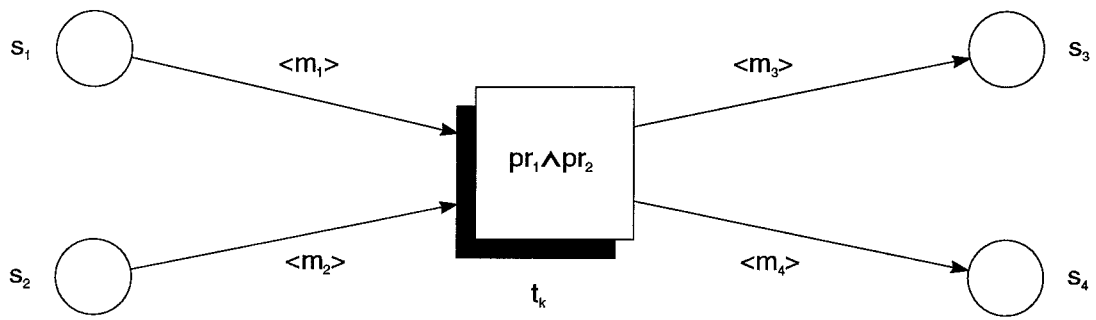


Abb. 122: Rückführung einer Makrotransition mit zwei konjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf zwei produktionsregelrepräsentierende Mikrotransitionen

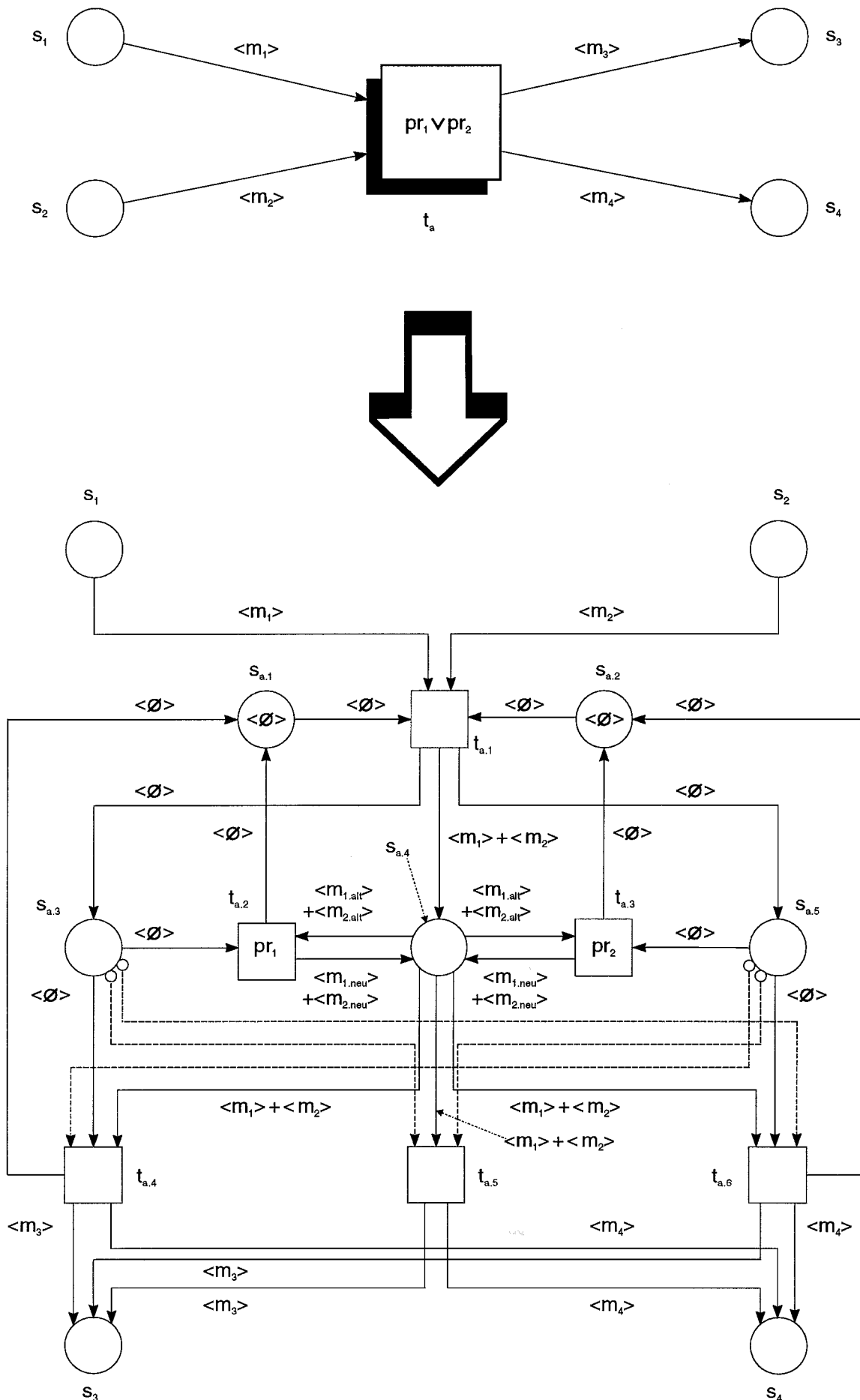


Abb. 123: Rückführung einer Makrotransition mit zwei adjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf zwei produktionsregelrepräsentierende Mikrotransitionen

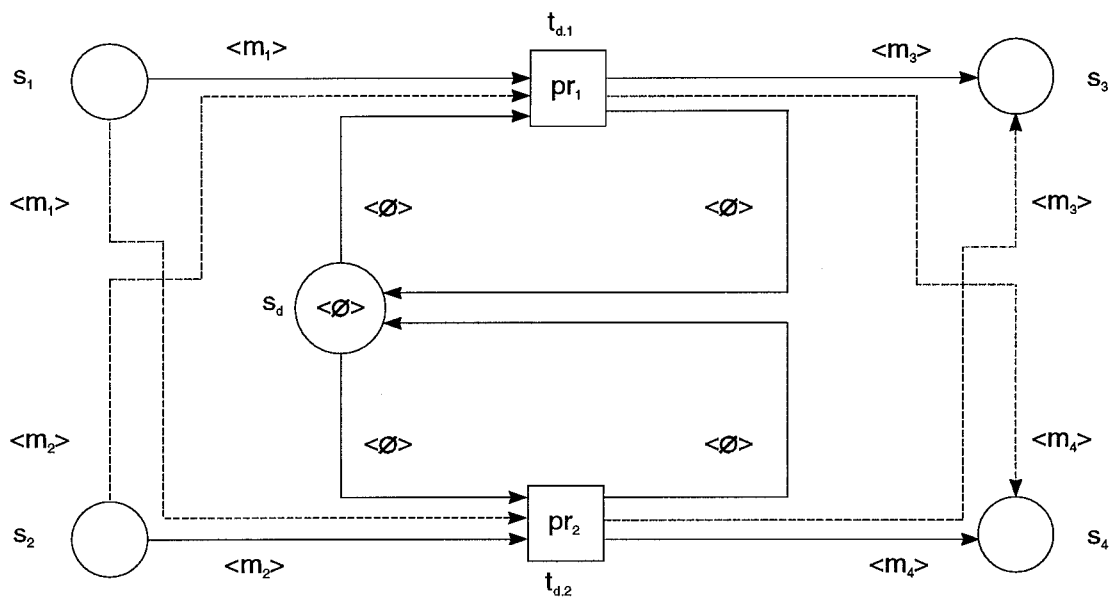
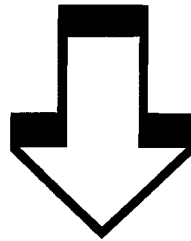
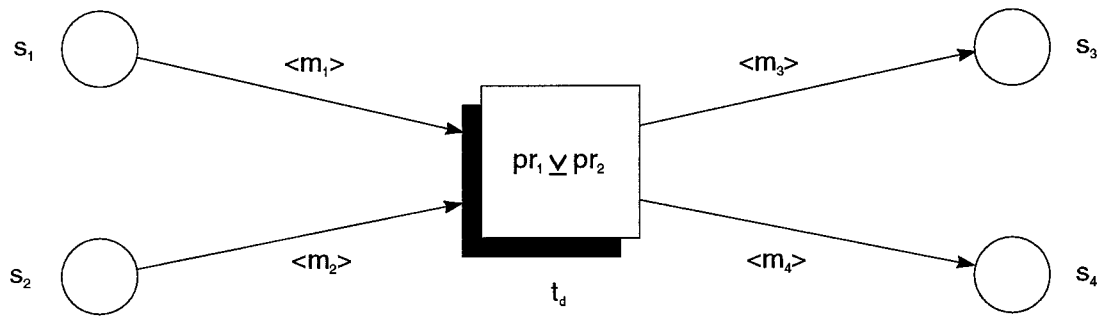


Abb. 124: Rückführung einer Makrotransition mit zwei disjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf zwei produktionsregelrepräsentierende Mikrotransitionen

Mit Hilfe der letzten vorgestellten Konstruktion für disjunktiv verknüpfte Produktionsregeln läßt sich exemplarisch verdeutlichen, daß Transitionen zur Kompaktheit und Übersichtlichkeit von Netzmodellen beitragen können, wenn ihre Schaltvorschriften durch mehrere Produktionsregeln spezifiziert werden dürfen. Dabei wird auf das Beispiel zurückgegriffen, das schon behilflich war, um die erweiterte Verknüpfungslogik von Transitionen zu erläutern. Die komplexe Verknüpfungslogik der dort präsentierten Transition  $t_{e/a}$  lautete:

- für die Eingangslogik:  $(\text{prä}_1 \wedge \text{prä}_2) \wedge (\text{prä}_3 \vee \text{prä}_4)$ ;
- für die Ausgangslogik:  $\text{prä}_5 \wedge \text{prä}_6 \wedge \text{prä}_7$ .

Die Ausgangslogik entspricht der konjunktiven Verknüpfung der Expansionsformeln in der Regelwirkung einer Produktionsregel. Sie bedarf daher keiner weiteren Erläuterung. Die kompliziertere Eingangslogik läßt sich aufgrund ihrer disjunktiven Komponenten dagegen nicht durch eine Produktionsregel unmittelbar ausdrücken. Statt dessen kann die Eingangslogik aber durch eine triviale Äquivalenztransformation so umgeformt werden, daß die Disjunktion *zweier* Konjugate resultiert:

- $(\text{prä}_1 \wedge \text{prä}_2 \wedge \text{prä}_3) \vee (\text{prä}_1 \wedge \text{prä}_2 \wedge \text{prä}_4)$ .

Jedes dieser Konjugate entspricht der konjunktiven Verknüpfung der Reduktionsformeln in der Regelwirkung einer Produktionsregel. Daher läßt sich die komplexe Verknüpfungslogik der oben angesprochenen Transition durch zwei disjunktiv verknüpfte Produktionsregeln  $pr_1$  und  $pr_2$  erfassen<sup>8)</sup>. Beide Produktionsregeln unterscheiden sich nur hinsichtlich ihrer Reduktionsformeln. Die Expansionsformeln ihrer Regelwirkung stimmen hingegen überein. Die beiden Produktionsregeln  $pr_1$  und  $pr_2$  bilden die Schaltvorschriften der Transitionen  $t_{k/d.1}$  bzw.  $t_{k/d.2}$ . Abb. 125 auf der nächsten Seite zeigt in ihrem oberen Teil, wie diese beiden Transitionen in einem Netz zusammenhängen, das die disjunktive Verknüpfung der transitionszugehörigen Produktionsregeln repräsentiert<sup>9)</sup>.

Dieses Netz wird zu einem Netz mit genau einer Makrotransition  $t_{k/d}$  vergrößert, die mit den beiden disjunktiv verknüpften Produktionsregeln beschriftet ist<sup>10)</sup>. Das Resultat der Netzvergrößerung findet sich ebenso in Abb. 125. Das Schaltverhalten der Makrotransition des Grobnetzes entspricht<sup>11)</sup> einerseits dem gemeinsamen Schaltverhalten der beiden Mikrotransitionen  $t_n$  und  $t_n$  aus dem zugrundeliegenden Feinnetz. Andererseits bringen die Makrotransition  $t_{k/d}$  aus Abb. 125 und die Makrotransition  $t_{e/a}$  aus Abb. 119 das gleiche Schaltverhalten hervor. Die erstgenannte Makrotransition  $t_{k/d}$  beruht auf der Anwendung einer Produktionsregelgruppe für die Spezifizierung ihrer Schaltvorschrift. Die zweite Makrotransition  $t_{e/a}$  wurde dagegen aus der Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen hergeleitet. Beide Makrotransitionen unterscheiden sich sowohl hinsichtlich ihrer Darstellungsweise als auch bezüglich ihrer Verfeinerungen durch Netze mit Mikrotransitionen. Allerdings repräsentieren beide Makrotransitionen denselben Sachverhalt durch übereinstimmende Schaltverhaltensweisen. In beiden Fällen leistet die Konstruktion der Makrotransition eine kompakte<sup>12)</sup> und übersichtliche<sup>13)</sup> Sachverhaltsrepräsentation. Daher kann der Modellierungsträger frei entscheiden, welche der beiden Makrotransitionen er bevorzugt. Allerdings fällt das Feinnetz, auf dem die produktionsregelbezogene Makrotransition  $t_{k/d}$  beruht, wesentlich kleiner und transparenter aus als das Feinnetz, auf das früher die verknüpfungslogikbezogene Makrotransition  $t_{e/a}$  zurückgeführt wurde. Dies unterstreicht, daß die Verwendung von Produktionsregeln in operationalen Netzmodellen auch auf dem Detaillierungsniveau von Feinnetzen dazu beitragen kann, besonders kompakte und übersichtliche Netze zu konstruieren.

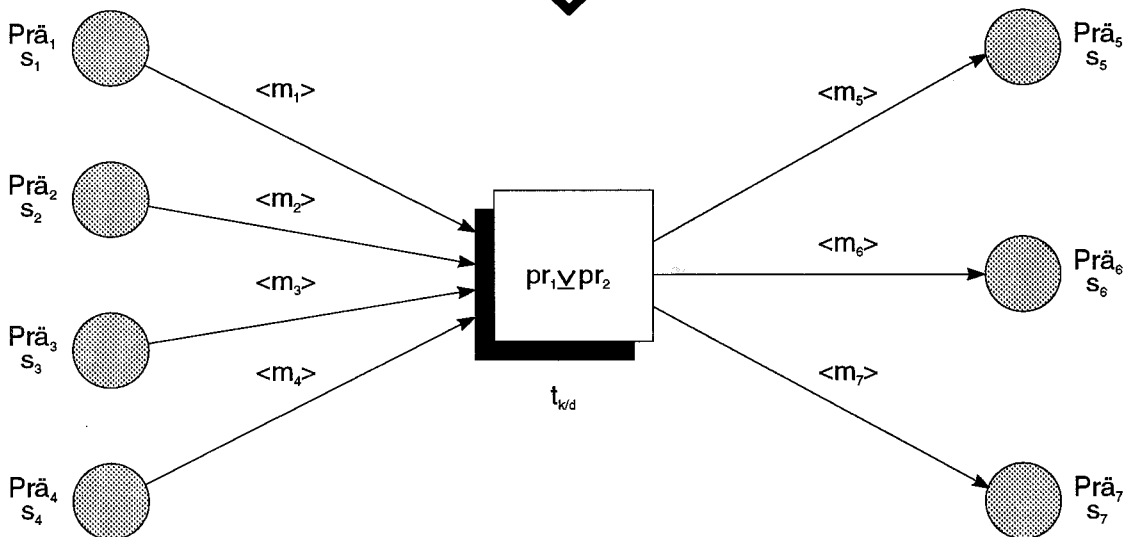
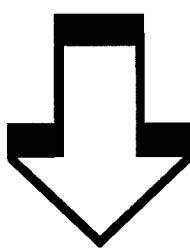
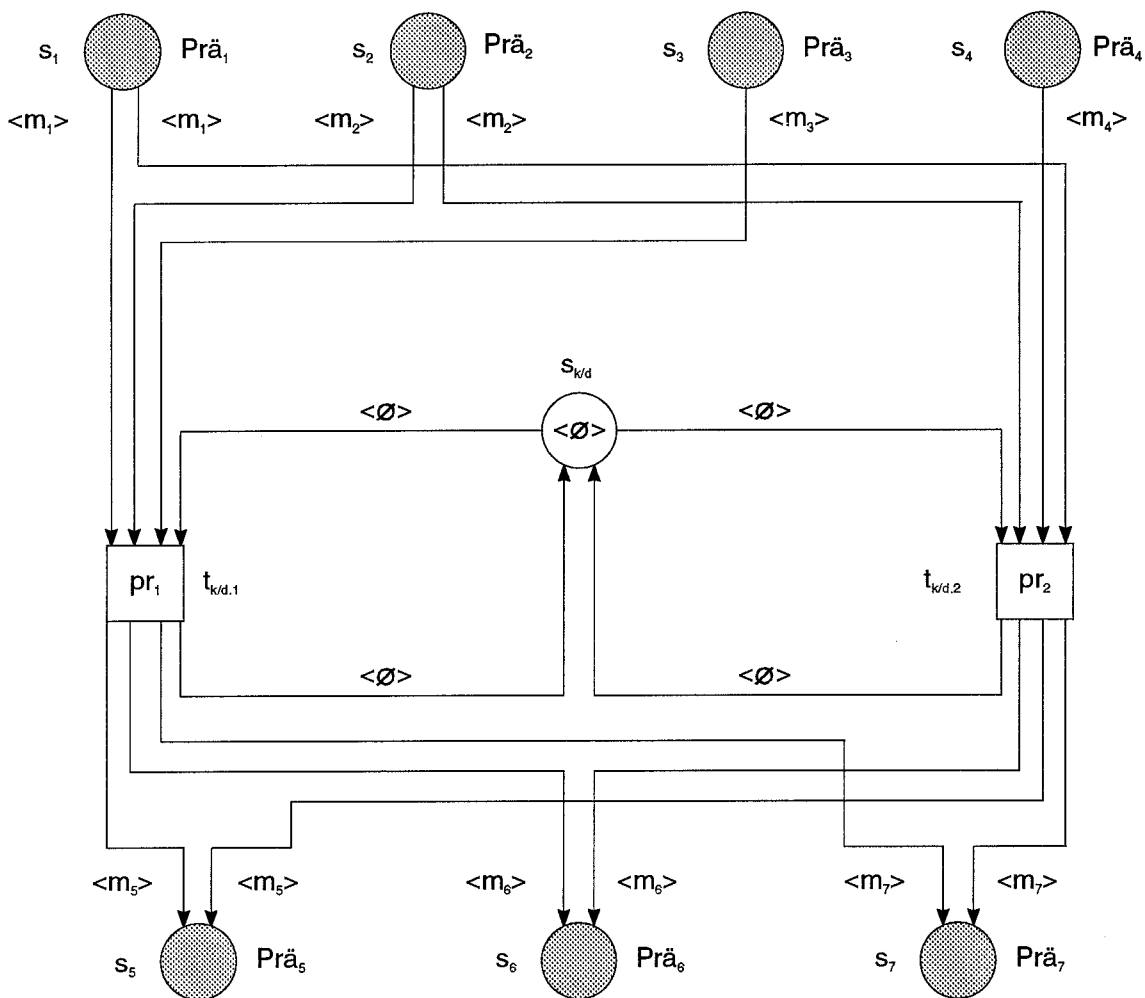


Abb. 125: Fein- und Grobnetz für zwei disjunktiv verknüpfte Produktionsregeln

Aus den drei Grundfällen, die sich auf jeweils zwei kon-, ad-, oder disjunktiv verknüpfte Produktionsregeln erstrecken, kann ohne größere Schwierigkeiten die Behandlung von beliebig komplex verknüpften Produktionsregelgruppen abgeleitet werden. Zu diesem Zweck brauchen die Netzkonstruktionen für die drei Grundfälle nur so erweitert oder ineinander verschachtelt zu werden, wie es im schon voranstehenden Kapitel bei der Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen angedeutet wurde. Aufgrund der eingangs erfolgten Selbstbeschränkung, die Spezifizierung von Schaltvorschriften durch Produktionsregelgruppen nicht detailliert zu entfalten, werden die Grundfallerweiterungen und -verschachtelungen hier aber nicht näher ausgeführt.

Statt dessen wird abschließend eine weitere Konstruktion vorgestellt, die ebenfalls auf der Verwendung von Produktionsregelgruppen basiert. Dennoch unterscheidet sie sich von den zuvor thematisierten Grundfällen sowie deren Erweiterungen und Verschachtelungen in einer charakteristischen Weise: Die Produktionsregeln, die für die Spezifizierung der Schaltvorschrift einer Transition herangezogen werden, bezogen sich bislang mit ihren Regelwirkungen immer auf Expansions- und Reduktionsformeln, die aus solchen Prädikatssymbolen abgeleitet wurden, die zu den inzidenten Stellen der jeweils betrachteten Transition gehörten. Darüber hinaus handelte es sich stets um voraussetzungsfreie Produktionsregeln. Dagegen spielen jetzt Produktionsregeln " $pr_y$ " eine Rolle, deren Regelvoraussetzungen " $cond_y$ " jeweils mindestens eine wohldefinierte Voraussetzungsformel umfassen. Diese Voraussetzungsformeln drücken Bedingungen für die Anwendungszulässigkeit der Produktionsregeln aus. Die Regelwirkungen werden nicht mehr auf die inzidenten Stellen derjenigen Transition bezogen, an deren Schaltvorschriftspezifizierung die Produktionsregeln teilhaben. Vielmehr bestehen die Regelwirkungen nun aus Bestimmungsgleichungen " $Var := kon_{k(y)}$ ", in denen die Variable "Var" durch konkrete, jeweils regelspezifische Werte (Konstanten) " $kon_{k(y)}$ " gebunden werden<sup>14)</sup>. Daher leisten die hier vorgestellten Produktionsregeln jeweils eine bedingte Wertzuweisung für die Variable "Var" aus der Schaltvorschrift einer Transition. Solche bedingten Wertzuweisungen ermöglichen oftmals eine kompakte und übersichtliche Modellierung umfangreicher Realprobleme durch Netze. Auch in der später präsentierten Fallstudie wird auf sie des öfteren zurückgegriffen, um die Schaltvorschriften von Transitionen zu spezifizieren<sup>15)</sup>.

Produktionsregelgruppen für bedingte Wertzuweisungen lassen sich wiederum auf Feinnetze zurückführen, in denen jede Mikrotransition genau eine Produktionsregel repräsentiert. Dabei wird die Makrotransition, deren Schaltvorschrift eine solche Produktionsregelgruppe umfaßt, um eine Stelle "Wertepool" erweitert. Die Ausgangsmarkierung dieser Stelle enthält Kopien einer Attributmarke. Die Attributausprägungen aller dort befindlichen Markenkopien bilden die Gesamtheit aller Konstanten, die den Variablen aus der Schaltvorschrift der Makrotransition durch bedingte Wertzuweisungen zugeordnet werden können. Die Variable "Var" wird im Feinnetz durch eine eigene Stelle "Variable" mit der Markenkapazität "Eins" repräsentiert. Die Kopie einer Attributmarke repräsentiert durch ihre aktuelle Attributausprägung diejenige Konstante, mit der die Variable zur Zeit gebunden ist<sup>16)</sup>. Jede Mikrotransition realisiert eine Wertzuweisung, indem sie über eine Ein- und eine Ausgangskante die Markenkopie mit dem alten Variablenwert abzieht und durch eine Markenkopie mit dem neuen Variablenwert ablegt<sup>17)</sup>. Diese Wertzuweisung kann allerdings nur unter der Bedingung erfolgen, daß alle Voraussetzungsformeln der jeweils anzuwendenden Produktionsregel gültig sind. Die Voraussetzungsformeln werden im Feinnetz als Restriktionsformeln erfaßt, die zu den Schaltvoraussetzungen der produktionsregelrepräsentierenden Mikrotransitionen gehören. Daher hängen die bedingten Wertzuweisungen von den Markenkopien ab, die von den Eingangsstellen der Mikrotransitionen bei deren Schalten abgezogen werden. Abb. 126 auf der nächsten Seite faßt die voranstehenden Erläuterungen zusammen. Sie zeigt, wie sich eine Makrotransition, deren Schaltvorschrift eine Gruppe von Produktionsregeln für bedingte Wertzuweisungen umfaßt, auf ein entsprechendes Feinnetz zurückführen läßt.



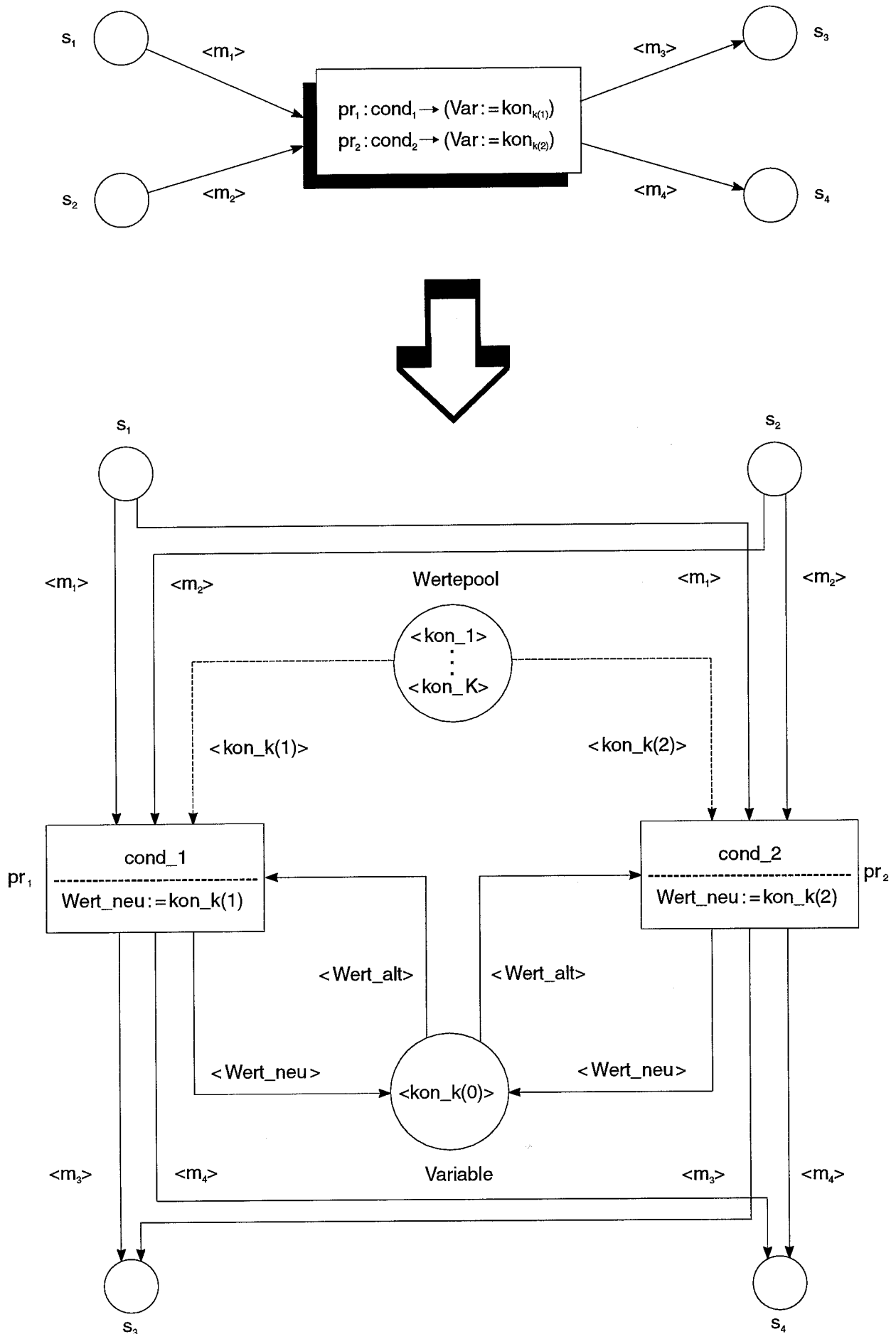


Abb. 126: Makrotransition und Feinnetz für bedingte Wertzuweisungen

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Ein Beispiel für die Möglichkeit, Netzmodelle durch die Verwendung von Produktionsregelgruppen kompakter und übersichtlicher zu gestalten, wird in diesem Kapitel vorgestellt.

2) Die Schaltvorschrift der Transition wird dann von der logischen Ausdrucksmächtigkeit einer einzelnen Produktionsregel auf das Ausdrucksvermögen eines Verbunds aus mehreren Produktionsregeln ausgeweitet. In dieser Hinsicht wird auch hier von einer Bereicherung der Schaltlogik von Transitionen gesprochen.

Anstelle von Produktionsregeln lassen sich auch andere Ausdrucksmittel benutzen, um die Schaltvorschrift einer Transition anzureichern. Dafür kommen z.B. prozedurale Pseudocode-Notationen in betracht, die komplexe Schaltabläufe spezifizieren; vgl. BEKHI (1989), S. 248, insbesondere Fig. 3d. Auf solche alternativen Formulierungsoptionen wird im folgenden nicht weiter eingegangen.

3) Dabei werden die vereinfachenden Voraussetzungen aus dem voranstehenden Kapitel übernommen. Sie betreffen das Außerachtlassen von Informationskanten und die Beschränkung von Produktionsregeln auf voraussetzungsfreie Produktionsregeln.

4) Dabei können weitere Hilfstransitionen erforderlich sein. Sie bleiben jedoch unter dem Aspekt der Produktionsregelrepräsentation nebenrangig. Vgl. zu diesen Hilfstransitionen die Konstruktionen in den Abb. 122 bis 124.

5) Es wird darauf verzichtet, diese Voraussetzungen so zu umzuformulieren, daß für jede Transition, deren Schaltvorschrift mehreren Produktionsregeln entspricht, unmittelbar festgestellt werden kann, ob sie die beiden Voraussetzungen erfüllt. Dies würde erheblichen Aufwand bereiten, ohne grundsätzlich neuartige Erkenntnisse zu vermitteln. Darüber hinaus lassen sich *alle* Produktionsregelkomplexe, die aus konjunktiv verknüpften Produktionsregeln bestehen, *im Prinzip* durch jeweils genau eine Transition repräsentieren. Daher ist die Reformulierung der o.a. Voraussetzung überflüssig: Sie würde ohnehin von allen konjunktiv verknüpften Produktionsregeln erfüllt. Allerdings räumt der Verf. ein, daß die vorgenannte universelle Repräsentierbarkeitsbehauptung hier nicht bewiesen wurde. Dies würde über das Erkenntnisinteresse der vorgelegten Ausarbeitung weit hinaus führen.

6) Bei diesen Grundfällen werden die Konstruktionsideen wiederverwendet, die bereits im voranstehenden Kapitel für die Erweiterung der Verknüpfungslogik von Transitionen benutzt wurden. Allerdings können die dort präsentierten Netzkonstrukte nicht unmittelbar übernommen werden, weil sich das Bezugsobjekt der Junktoren verändert hat: Bei der Verknüpfungslogik wird jeweils eine Transition aus einem operationalen Netzmodell betrachtet. Sie repräsentiert genau eine Produktionsregel. Die Produktionsregel stellt eine zusammengesetzte prädikatenlogische Formel dar, die aus mehreren atomaren prädikatenlogischen Formeln aufgebaut ist. Der Übersichtlichkeit halber werden ausschließlich solche Produktionsregeln betrachtet, die nur aus atomaren Reduktions- und Expansionsformeln zusammengesetzt sind. Jede atomare Formel wird im Netz durch eine Stelle wiedergegeben, die zur Nachbarschaft der produktionsregelrepräsentierenden Transition gehört und mit dem Prädikatssymbol der atomaren Formel verknüpft ist. Der logische Zusammenhang zwischen den Eingangskanten der Transition wird durch die Junktoren zwischen den atomaren Reduktionsformeln der Produktionsregel konstituiert. Analog dazu konstituieren die Junktoren zwischen den atomaren Expansionsformeln der Produktionsregel den logischen Zusammenhang zwischen den Ausgangskanten der Transition. Folglich beziehen sich die Junktoren bei der Erweiterung der Verknüpfungslogik auf den logischen Zusammenhang zwischen *atomaren Formeln innerhalb derselben* Produktionsregel. Hier wird aber die Verknüpfung *mehrerer verschiedener Produktionsregeln* innerhalb einer Produktionsregelgruppe beleuchtet. Diese Unterschiedlichkeit der Bezugsobjekte führt dazu, daß die Netzkonstrukte für die erweiterte Verknüpfungslogik hier nicht unverändert übernommen werden können. Es wird darauf verzichtet, die erforderlichen Modifizierungen systematisch auszuführen.

Statt dessen wird nur in exemplarischer Weise auf den Fall disjunktiver Verknüpfungen kurz eingegangen. In Abb. 116 wurde dargelegt, wie sich eine Makrotransition mit zwei disjunktiv verknüpften Eingangskanten auf ein Feinnetz mit zwei Mikrotransitionen zurückführen läßt. Die Konstruktionsidee erstreckte sich dabei im wesentlichen auf eine Synchronisationsstelle, die mit genau einer Kopie der Basismarke markiert ist. Die disjunktive Eingangskantenverknüpfung wird auf die Konkurrenz der beiden Mikrotransitionen um die eine Basismarkenkopie reduziert. Genau die gleiche Transitionenkonkurrenz um eine Kopie der Basismarke, die auf einer Synchronisationsstelle liegt, die wird auch verwendet, um eine Makrotransition mit zwei disjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf ein Feinnetz mit zwei produktionsregelrepräsentierenden Mikrotransitionen zurückzuführen. Vgl. dazu Abb. 124. Im übrigen zeigen die beiden Feinnetze aus Abb. 116 einerseits und Abb. 124 andererseits aber auch offensichtliche Unterschiede. Diese Abweichungen beruhen auf dem oben erläuterten Übergang von der Verknüpfung mehrerer atomarer Formeln aus derselben Produktionsregel zur Verknüpfung mehrerer Produktionsregeln aus einer Produktionsregelgruppe.

Noch krassere Diskrepanzen bestehen zwischen einer Makrotransition mit zwei adjunktiv verknüpften Eingangskanten (vgl. Abb. 115) und einer Makrotransition mit zwei adjunktiv verknüpften Produktionsregeln (vgl. Abb. 123). Makrotransitionen mit konjunktiv verknüpften Eingangskanten erfordern sogar überhaupt keine besonderen Netzkonstrukte, während Makrotransitionen mit konjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf ein umfangreicheres Feinnetz zurückgeführt werden müssen (vgl. Abb. 122). Darüber hinaus ist zu beachten, daß die Feinnetze für kon-

und adjunktiv verknüpfte Produktionsregeln demselben Permissivitätsdefekt unterliegen, wie er an früherer Stelle in exemplarischer Weise für eine Transition mit komplexer Verknüpfungslogik erläutert wurde. Daher müßten in diesen beiden Feinnetze die Eingangskanten ihrer Transitionen - ausgenommen die zwei Transitionen  $t_{k,1}$  und  $t_{a,1}$  - als Obligatkanten ausgestaltet werden. Das Konstrukt der Obligatkanten steht hier aber noch nicht zur Verfügung. Daher wird der Permissivitätsdefekt hier nicht weiter beachtet. Er wird aber später geheilt. Schließlich unterliegen die Feinnetze für kon- oder adjunktiv verknüpfte Produktionsregeln auch noch der Gefahr jener Schaltverzerrungen, die für die Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik abermals an früherer Stelle ausführlicher diskutiert wurden. Daher müßten auch hier alle Transitionen, die zu den Nachbarschaften der Stellen  $s_1, s_2, s_3$  und  $s_4$  gehören (aber keine Mikrotransitionen des Feinnetzes sind), im Feinnetz der Abb. 122 über je eine Inhibitorkante mit der Stelle  $s_{k,3}$  und im Feinnetz der Abb. 123 über je eine Inhibitorkante mit der Stelle  $s_{a,4}$  verknüpft werden. Danach wären alle Schaltverzerrungen ausgeschlossen. Um die beiden Feinnetze möglichst übersichtlich zu gestalten, wird hier auf ihre Komplettierung durch die vorgenannten Inhibitorkanten - und deren adjazenten Transitionen - verzichtet. Es wird aber deutlich darauf hingewiesen, daß die Feinnetze der Abb. 122 und 123 für kon- bzw. adjunktiv verknüpfte Produktionsregeln erst dann das Schaltverhalten der zugrundeliegenden Makrotransitionen vollständig wiedergeben, wenn sie in der voranstehend skizzierten Weise um alle erforderlichen Obligat- und Inhibitorkanten angereichert worden sind. Nur bei disjunktiv verknüpften Produktionsregeln können der Permissivitätsdefekt und die Schaltverzerrungen per constructionem nicht auftreten. Daher leistet ihr Feinnetz in Abb. 124 bereits eine vollständige Erklärung des Schaltverhaltens der zugrundeliegenden Makrotransition.

7) Eine alternative Anwendung konjunktiv verknüpfter Produktionsregeln liegt vor, wenn sie über Voraussetzungsformeln verfügen, die sich wechselseitig ausschließen. Dann kann unter jeder Netzmarkierung nur höchstens eine Produktionsregel angewendet werden. Diese Formulierungsalternative scheidet hier aber aus, weil nur voraussetzungsfreie Produktionsregeln benutzt werden. Am Ende dieses Kapitels wird allerdings auf die alternative Anwendung von konjunktiv verknüpften Produktionsregeln zurückgekommen. Sie wird dort aus der Perspektive bedingter Wertzuweisungen für Variablen skizziert.

8) Es handelt sich weiterhin um voraussetzungsfreie Produktionsregeln.

9) Da die beiden Transitionen des hier betrachteten Netzes anschließend zu einer Makrotransition in einem vergrößerten Netz zusammengefaßt werden, werden die Transitionen auch als Mikrotransitionen angesprochen. Entsprechend wird das zugehörige Netz als Feinnetz bezeichnet.

10) Hier wird die oben präsentierte Rückführung von Makrotransitionen, deren Schaltvorschriften durch Produktionsregelgruppen spezifiziert sind, auf Mikrotransitionen, die jeweils genau eine Produktionsregel repräsentieren, in der umgekehrten Richtung abgewickelt.

11) Mit der Verhaltensentsprechung ist die Isomorphie der netzzugehörigen Erreichbarkeitsgraphen gemeint.

12) Die Kompaktheit resultiert aus der Aggregation der Mikrotransitionen aus dem jeweils zugrundeliegenden Feinnetz zu genau einer Makrotransition.

13) Die Übersichtlichkeit wird bei Rückgriff auf die erweiterte Verknüpfungslogik durch die graphische Hervorhebung der beiden disjunktiv verknüpften Eingangskanten erzielt. Bei der Verwendung einer Produktionsregelgruppe stellt sich die Transparenz dagegen durch die Transitionsbeschriftung in der Netzgraphik ein, die unmittelbar als ein Disjunktat aus zwei Produktionsregeln zu erkennen ist.

14) Es wird hier der Übersichtlichkeit halber nur die eine Variable "Var" betrachtet. Statt dessen ist es aber ebenso möglich, daß sich die Produktionsregeln aus einer Produktionsregelgruppe auf mehrere Variablen erstrecken. Dann lassen sich innerhalb der Produktionsregelgruppe alle Produktionsregeln zu einer Subgruppe zusammenfassen, die sich auf dieselbe Variable beziehen. Für diese Subgruppe gelten dann wieder die Ausführungen des hier skizzierten Beispiels.

15) Dazu gehört insbesondere die Integration von Informationen über reihenfolgeabhängige Rüstauern und -kosten in die Schaltvorschrift einer Transition, die zur Modellierung eines Rüstarbeitsgangs dient. Vgl. dazu die Formel "for\_rüstmatrix" aus der Spezifizierung der Transition "rüstbeginn" ( $t_{10}$ ) in der Netzlegende.

16) Auch unter der Ausgangsmarkierung wird der variablenrepräsentierenden Stelle eine Markenkopie zugeordnet. Sie gibt durch ihre Attributausprägung "kon<sub>k(0)</sub>" die Voreinstellung (default value) für die Belegung der Variablen "Var" an.

17) Die produktionsregelrepräsentierende Mikrotransition bildet zusammen mit der variablenrepräsentierenden Stelle per constructionem eine 1-Schleife. Diese 1-Schleife unterliegt jedoch nicht der früher geäußerten Kritik. Denn sie bezog sich ausschließlich und ausdrücklich nur auf 1-Schleifen, die für die Repräsentation von Nebenbedingungen verwendet werden. Dagegen dienen hier 1-Schleifen für die Modellierung von Wertzuweisungen. Die immanente Varianz der Gültigkeit von Prädikaten, die sich auf die jeweils aktuellen Variablenbindungen beziehen, unterscheidet sich fundamental von der früher herausgestellten Invarianz der Gültigkeit von Nebenbedingungen.

Die Operation der Wertzuweisung kann bei der hier vorgelegten Netzkonstruktion immer ausgeführt werden. Dies gilt auch für die erstmals erfolgende Wertzuweisung. Denn jede Variable wurde durch eine Voreinstellung initialisiert (vgl. die voranstehende Anmerkung). Daher wird bei der ersten Wertzuweisung durch eine Produktionsregel-anwendung eben diese Voreinstellung verändert.

### 6.3.3 Erweiterung der modallogischen Schaltregelqualität

Für Synthetische Netze wurde bisher die Standard-Schaltregel vorausgesetzt, die schon für Stelle/Transition-Netze eingeführt wurde. Diese Schaltregel zeichnet sich durch ihre Permissivität aus: Eine aktivierte Transition *kann* schalten, muß es aber nicht. Daher besitzt die permissive Schaltregel aus modallogischer Perspektive die Qualität, eine Erlaubnisbeziehung<sup>1)</sup> zwischen der Aktivierung und dem Schalten einer Transition auszudrücken. Die modallogischen Qualitäten der Notwendigkeit und des Verbots werden daher durch Synthetische Netze zunächst nicht abgedeckt. Diese modallogische Einseitigkeit gilt nahezu für alle Konkretisierungen des Petrinetz-Konzepts. Ausnahmen stellen lediglich Faktnetze und eine besondere Variante der Stochastischen Netze<sup>2)</sup> dar. Auf die erstgenannten wird in diesem Kapitel noch zurückgekommen. Die letztgenannten werden dagegen nicht weiter gewürdigt<sup>3)</sup>.

Zunächst wird das Kernkonzept Synthetischer Netze um die modallogische Qualität der Notwendigkeit bereichert. Zu diesem Zweck wird die bisher benutzte permissive Schaltregel so modifiziert, daß sie das Schalten von aktivierten Transitionen erzwingen kann<sup>4)</sup>. Entsprechend wird von einer obligatorischen Schaltregel gesprochen. Für die Notation der Schaltnotwendigkeit einer aktivierten Transition wird das Ausdrucksmittel der Obligatkanten eingeführt: Eine Obligatkante ist stets die Einflußkante einer Transition. Gewöhnliche Einflußkanten, die keine Obligatkanten darstellen, werden fortan auch als Konzessionskanten bezeichnet<sup>5)</sup>. Falls eine Transition über mehrere Einflußkanten verfügt, so darf es sich entweder nur um Obligat- oder aber nur um Konzessionskanten handeln. Eine Vermengung von Obligat- und Konzessionskanten für dieselbe Transition wäre dagegen aus modallogischer Perspektive nicht wohldefiniert<sup>6)</sup>. Eine Transition heißt obligatorisch, wenn sie einen nicht-leeren Einflußbereich besitzt und mit jeder ihrer Einflußstellen durch eine Obligatkante verknüpft ist.

Die obligatorische Schaltregel geht aus der bisher zugrundegelegten permissiven Schaltregel durch eine geringfügige, aber folgenreichen Fallunterscheidung hervor. Sie erstreckt sich zunächst auf konfliktfrei aktivierte Transitionen:

- Jede gewöhnliche - permissive oder konzessive<sup>7)</sup> - Transition *kann* wie bisher genau dann geschaltet werden, wenn sie aktiviert ist. Auf das Schalten einer aktivierten gewöhnlichen Transition läßt sich auch verzichten.
- Jede obligatorische Transition *muß* genau dann geschaltet werden, wenn sie aktiviert ist. Ein Schaltverzicht für eine aktivierte obligatorische Transition ist unzulässig.

Zusätzlich wird für die konfliktionäre Aktivierung von Transitionen vereinbart: Wenn eine permissive und eine obligatorische Transition unter derselben Markierung konfliktionär aktiviert sind, dann wird immer die obligatorische Transition bevorzugt<sup>8)</sup>. Daher erschließt die Unterscheidung zwischen permissiven und obligatorischen Transitionen das Ausdrucksvermögen einer bivalenten Schaltpriorität: Alle obligatorischen Transitionen verhalten sich prioritätssuperior gegenüber allen permissiven Transitionen<sup>9)</sup>. An früherer Stelle wurde aufgezeigt, daß die Verwendung von Schaltprioritäten der Ausdrucksmächtigkeit von TURING-Automaten entspricht. Daher bedeutet auch der Übergang von der permissiven zur obligatorischen Schaltregel eine Bereicherung des Kernkonzepts Synthetischer Netze um den Aspekt der TURING-Mächtigkeit.

In Netzgraphiken werden Obligatkanten wie gewöhnliche Einflußkanten dargestellt. Lediglich die Kantenspitzen werden stark vergrößert, um den besonderen Schaltcharakter der Obligatkanten hervorzuheben. Netzlegenden brauchen im Hinblick auf Obligatkanten überhaupt nicht modifiziert zu werden. Denn die Schaltnotwendigkeit einer aktivierten obligatorischen Transition betrifft nicht die Spezifizierung ihrer Schaltvoraussetzung und -wirkung in einer Netzlegende. Allerdings bedarf die Implementierung Synthetischer Netze einer Erweiterung, die den Besonderheiten der obligatorischen Schaltregel gerecht wird<sup>10)</sup>. Sie muß dafür sorgen, daß unter

jeder Netzmarkierung zunächst alle aktivierten obligatorischen Transitionen geschaltet werden<sup>11)</sup>. Nur diejenigen permissiven Transitionen, die mit keiner der zu schaltenden obligatorischen Transitionen in einem Aktivierungskonflikt stehen, können ebenso geschaltet werden. Die modifizierte Schaltregelimplementierung wirkt sich auf ein Netzmodell erst dann aus, wenn das Netzverhalten automatengestützt untersucht wird. Insbesondere bei der Erreichbarkeitsanalyse äußert sich der Übergang von der permissiven zur obligatorischen Schaltregel in einer Veränderung des Erreichbarkeitsgraphen<sup>12)</sup>.

Obligatorische Transitionen erlauben die kompakte und übersichtliche Erfüllung einer Vielfalt von Modellierungsaufgaben. Es wird hier nur auf zwei Beispiele kurz eingegangen. In der späteren Fallstudie werden sie dagegen öfter verwendet<sup>13)</sup>. Zunächst wird die frühere Erörterung einer Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik wiederaufgenommen (vgl. Abb. 119). Sie wurde in Abb. 120 auf ein Feinnetz mit rein konjunktiv verknüpften Mikrotransitionen zurückgeführt. Allerdings litt dieses Feinnetz unter einem Permissivitätsdefekt: Es konnte nicht ausgeschlossen werden, daß das Schalten von Mikrotransitionen trotz ihrer Aktivierung unterbleibt. Deswegen war das Feinnetz nicht in der Lage, das Schaltverhalten der zugrundeliegenden Makrotransition exakt zu reproduzieren. Dieser Permissivitätsdefekt läßt sich nunmehr mühelos mit Hilfe der obligatorischen Schaltregel heilen<sup>14)</sup>. Zu diesem Zweck werden die beiden Mikrotransitionen  $t_{e/a.4}$  und  $t_{e/a.5}$  als obligatorische Transitionen behandelt. Ihre Eingangskanten werden als Obligatkanten festgelegt. Dadurch wird sichergestellt, daß der Schaltprozeß im Feinnetz fortgesetzt werden *muß*, sobald eine erste seiner Mikrotransitionen geschaltet hat, aber seine letzte Mikrotransition noch nicht geschaltet worden ist<sup>15)</sup>. Von dieser Modifizierung bleiben die Mikrotransitionen  $t_{e/a.1}$ ,  $t_{e/a.2}$  und  $t_{e/a.3}$  bewußt ausgenommen. Sie zeichnen sich dadurch aus, daß es sich um Ausgangstransitionen der Eingangsstellen  $s_{e.1}$ ,  $s_{e.2}$ ,  $s_{e.3}$  und  $s_{e.4}$  der verfeinerten Makrotransition handelt. Es wäre inkorrekt, auch diese Mikrotransitionen als obligatorische Transitionen einzustufen. Denn dadurch würde ihr Schalten *erzwungen*, sobald die Eingangsstellen hinreichend markiert sind, um die Mikrotransitionen zu aktivieren. Dies würde dem Schaltverhalten der verfeinerten Makrotransition widersprechen, da sie im Falle ihrer Aktivierung zwar schalten *kann*, aber keineswegs schalten *muß*. Daher behalten Mikrotransitionen, die Ausgangstransitionen solcher Eingangsstellen sind, grundsätzlich ihre Konzessionskanten bei. Abb. 127 auf der nächsten Seite zeigt das entsprechend modifizierte Feinnetz, in dem die Einflußkanten aller Mikrotransitionen Obligatkanten darstellen.

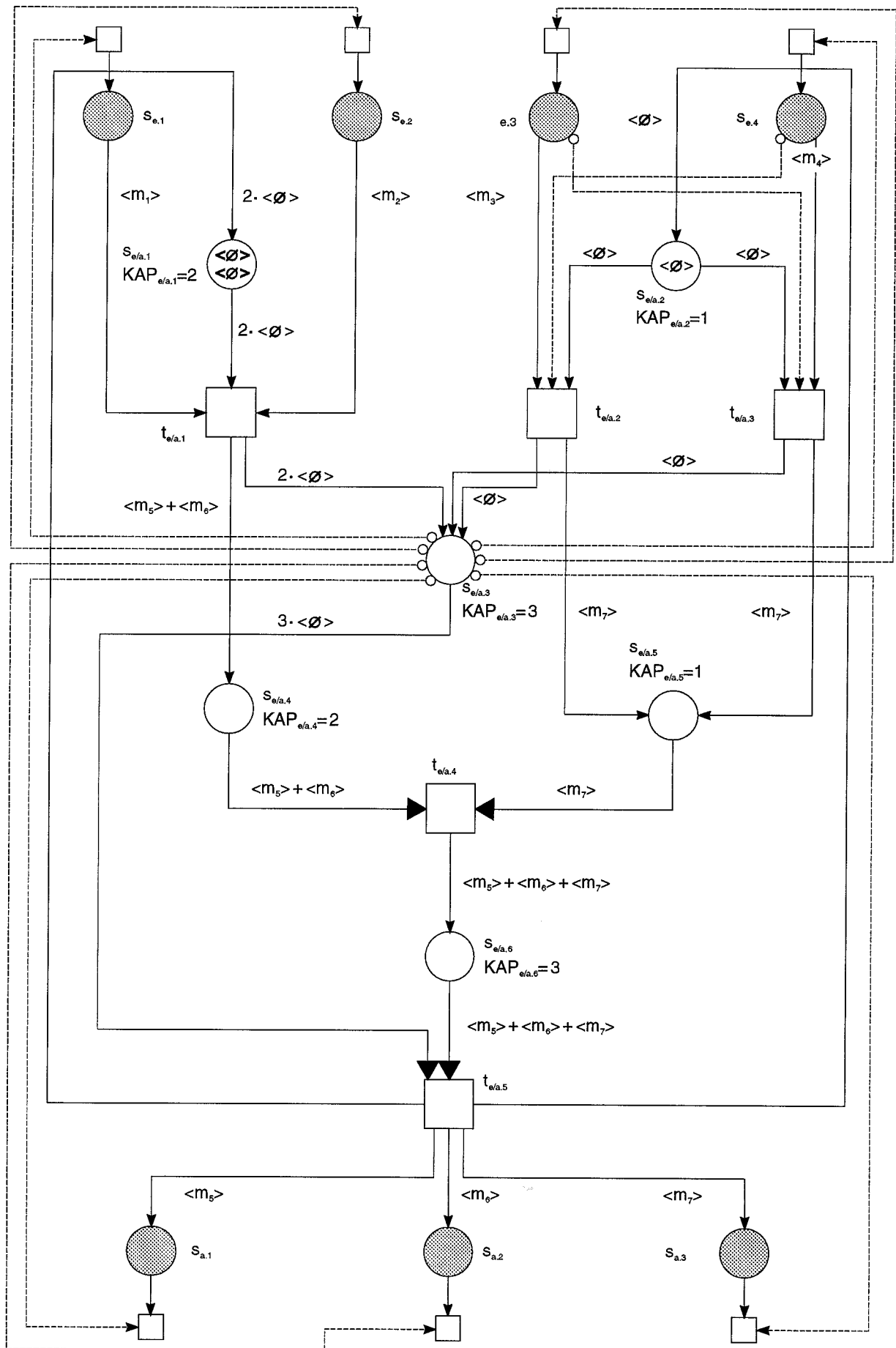


Abb. 127: Feinnetz mit obligatorischen Mikrotransitionen für eine Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik

Das zweite Beispiel befaßt sich mit der Nutzungsmöglichkeit einer Bearbeitungsstation. Sie wird durch das einfache Netz der Abb. 128 modelliert. Auf der Bearbeitungsstation läßt die Ausführung eines Arbeitsgangs durch das Schalten der Transition "bearbeitungsbeginn" so lange starten, wie die Station betriebsbereit ist. Sobald eine Information aus dem zugrundeliegenden Produktionssystem eintrifft, daß die Bearbeitungsstation gestört ist, soll der Beginn weiterer Arbeitsgangausführungen ausgeschlossen sein. Das Eintreffen der Störungsinformation wird im Netz aus der Abb. 128 durch das Schalten der Transition "störungseintritt" repräsentiert<sup>16)</sup>. In demjenigen Augenblick, in dem die Störungsinformation erstmals vorliegt, besteht eine konfliktionäre Aktivierung zwischen den beiden Transitionen "bearbeitungsbeginn" und "störungseintritt". Die zugehörige Netzmarkierung ist in der Abb. 128 dargestellt. Falls nur gewöhnliche Transitionen aus dem Kernkonzept Synthetischer Netze zugelassen wären, könnte nicht garantiert werden, daß trotz der vorliegenden Störungsinformation doch noch einmal die Transition "bearbeitungsbeginn" geschaltet würde. Die Auszeichnung der Transition "störungseintritt" als eine obligatorische Transition gewährleistet dagegen, daß sie im Konfliktfall der permissiven Transition "bearbeitungsbeginn" immer vorgezogen wird<sup>17)</sup>. Erst dadurch wird das sachlich geforderte Netzverhalten verwirklicht.

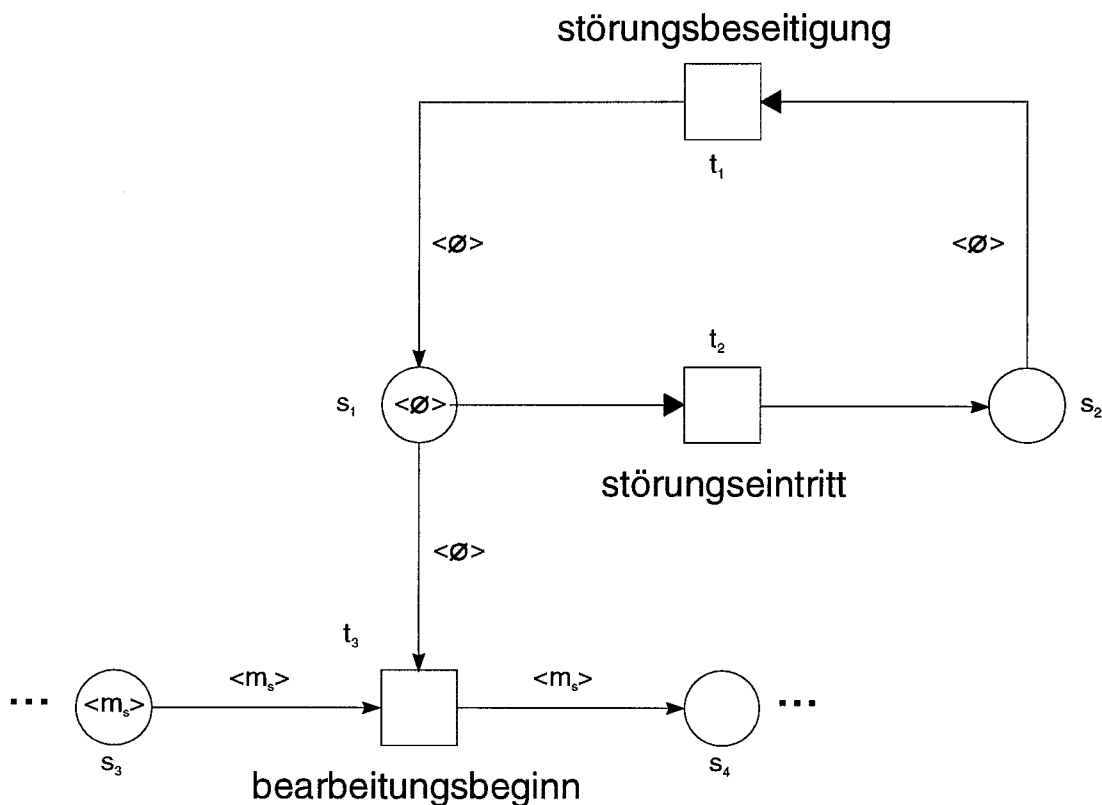


Abb. 128: Netz mit zwei obligatorischen Transitionen für die Nutzungsmöglichkeit einer Bearbeitungsstation



Bisher wurde die Bereicherung Synthetischer Netze um die modale Qualität der Schaltnotwendigkeit betrachtet. An ihre Stelle tritt nun das Aktivierungsverbot<sup>18)</sup> von Transitionen als modale Antipode. Eine Transition, die unter keiner zulässigen Netzmarkierung aktiviert sein darf<sup>19)</sup>, heißt eine faktische Transition<sup>20)</sup>. Sie wird in Netzgraphiken weiterhin durch das rechteckige Graphiksymbol für Transitionen dargestellt. Allerdings wird ihr besonderer Charakter dadurch hervorgehoben, daß dem Graphiksymbol ein stilisiertes "F" überlagert ist<sup>21)</sup>. In den zugehörigen Netzlegenden werden faktische Transitionen genau so wie gewöhnliche Transitionen behandelt. Denn ihr Aktivierungsverbot wirkt sich auf die Spezifizierung von Schaltvoraussetzung und -wirkung nicht aus. In dieser Hinsicht stimmen faktische und obligatorische Transitionen überein. Faktische Transitionen erfordern aber eine Modifizierung der Schaltregel Synthetischer Netze. Allerdings braucht die zweifache Fallunterscheidung der obligatorischen Schaltregel lediglich auf eine dreifache Fallunterscheidung ausgeweitet zu werden:

- Jede permissive Transition *kann* genau dann geschaltet werden, wenn sie aktiviert ist. Auf das Schalten einer aktivierten gewöhnlichen Transition läßt sich auch verzichten.
- Jede obligatorische Transition *muß* genau dann geschaltet werden, wenn sie aktiviert ist. Ein Schaltverzicht für eine aktivierte obligatorische Transition ist unzulässig.
- Jede faktische Transition *darf niemals* aktiviert sein. Falls unter einer Netzmarkierung mindestens eine faktische Transition aktiviert ist, wird ihre Aktivierung als unzulässig zurückgewiesen<sup>22)</sup>. A fortiori darf diese Transition auch nicht geschaltet werden.

Die voranstehende Schaltregel wird auch als modale Schaltregel bezeichnet. Denn sie deckt die drei modallogischen Qualitäten ab: die Erlaubnis, die Notwendigkeit und das Verbot der Schaltakte oder Aktivierungen von Transitionen. Mit ihrer Hilfe lassen sich die modallogischen Qualitäten auf die Gültigkeit einer beliebigen atomaren<sup>23)</sup> prädikatenlogischen Formel "prä" übertragen. Die Formel wird durch eine Stelle repräsentiert, die mit dem Prädikatssymbol "Prä" der betroffene Formel "prä" beschriftet ist. Die modallogische Erweiterung der Formelgültigkeit wird durch die Art der Transition ausgedrückt, die zu der formelrepräsentierenden Stelle gehört<sup>24)</sup>:

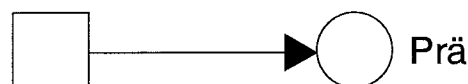
- Die Formelgültigkeit ist *möglich*, falls die Formel "prä" gültig sein kann, aber keineswegs gültig sein muß. Die formelrepräsentierende Stelle besitzt eine permissive Eingangstransition. Wenn diese Transition aktiviert ist<sup>25)</sup>, kann sie aufgrund ihrer Schalterlaubnis die betrachtete Stelle markieren. Sofern dieser Schalttakt tatsächlich geschieht, drückt die Markierung der Stelle die Gültigkeit ihrer Formel "prä" aus.
- Die Formelgültigkeit ist *notwendig*, falls die Formel "prä" auf jeden Fall gültig sein muß. Der formelrepräsentierenden Stelle wird dann eine obligatorische Eingangstransition zugeordnet. Sobald diese Transition aktiviert ist<sup>26)</sup>, muß sie wegen ihrer Schaltnotwendigkeit auf der betrachteten Stelle eine Markenkopie ablegen. Dies drückt dann die Gültigkeit der Formel "prä" aus.
- Die Formelgültigkeit ist *unmöglich*, falls die Formel "prä" auf keinen Fall gültig sein darf. Die formelrepräsentierende Stelle erhält dann eine faktische Ausgangstransition. Wegen des Aktivierungsverbots dieser Transition wird für alle zulässigen Netzmarkierungen ausgeschlossen, daß sich auf der formelrepräsentierenden Stelle jemals eine Markenkopie befindet. Folglich kann die Formel "prä" niemals gültig sein.

Abb. 129 zeigt die einfachen Netzkonstrukte für die voranstehend aufgeführten drei modallogischen Fälle von Formelgültigkeiten. Dabei werden die beiden üblichen modallogischen Operatoren "◇" und "□" für die Möglichkeit bzw. die Notwendigkeit der Gültigkeit einer Formel verwendet<sup>27)</sup>.

Möglichkeit der Gültigkeit  
einer Formel "prä" :  $\diamond$  prä



Notwendigkeit der Gültigkeit  
einer Formel "prä" :  $\square$  prä



Unmöglichkeit der Gültigkeit  
einer Formel "prä" :  $\neg \diamond$  prä

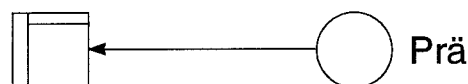


Abb. 129: Modallogische Erweiterungen von Formelgültigkeiten

Um die Verwendung faktischer Transitionen zu verdeutlichen, wird ein letztes Mal auf die Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik zurückgegriffen. Auch ihr modifiziertes Feinnetz, das in Abb. 127 präsentiert wurde, leidet noch unter einer Unzulänglichkeit. Es handelt sich um einen Simultaneitätsdefekt: Es muß sichergestellt sein, daß die zwei Transitionen  $t_{e/a.1}$  und  $t_{e/a.2}$  entweder zugleich oder überhaupt nicht geschaltet werden. Das gleiche trifft auf die beiden Transitionen  $t_{e/a.1}$  und  $t_{e/a.3}$  zu. Es wurde schon an früherer Stelle erläutert, daß sich diese Garantie wegen der charakteristischen Nebenläufigkeit des Petrinetz-Konzepts zunächst nicht modellieren läßt. Diese Garantielücke kann jedoch mit der Hilfe von zwei faktischen Transitionen geschlossen werden. Die erste faktische Transition  $t_{e/a.6}$  wird mit den Stellen  $s_{e/a.1}$  und  $s_{e/a.2}$  so verknüpft, daß die Transition genau dann aktiviert ist, wenn die Transition  $t_{e/a.2}$  oder die Transition  $t_{e/a.3}$  geschaltet hat, aber die Transition  $t_{e/a.1}$  nicht geschaltet wurde. Da die faktische Transition  $t_{e/a.6}$  niemals aktiviert sein darf, wird der vorgenannte Fall verboten. Komplementär dazu wird die zweite faktische Transition  $t_{e/a.7}$  mit den Stellen  $s_{e/a.1}$  und  $s_{e/a.2}$  so verknüpft, daß die Transition genau dann aktiviert ist, wenn die Transition  $t_{e/a.1}$  geschaltet hat, aber weder die Transition  $t_{e/a.2}$  noch die Transition  $t_{e/a.3}$  die Transition geschaltet wurde. Da die faktische Transition  $t_{e/a.7}$  abermals nicht aktiviert sein darf, bleibt auch der letztgenannte Fall ausgeschlossen. Alle Schaltkombinationen der drei Transitionen  $t_{e/a.1}$ ,  $t_{e/a.2}$  und  $t_{e/a.3}$ , die den oben angeführten Simultaneitätsdefekt hervorrufen könnten, werden auf diese Weise verhindert. Folglich wird der Simultaneitätsdefekt durch die beiden faktischen Transitionen  $t_{e/a.6}$  und  $t_{e/a.7}$  geheilt. Abb. 130 auf der nächsten Seite zeigt das resultierende, nunmehr zweifach modifizierte Feinnetz. Sein Schaltverhalten entspricht jetzt genau dem Schalten der Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik, die in Abb. 119 eingeführt wurde.

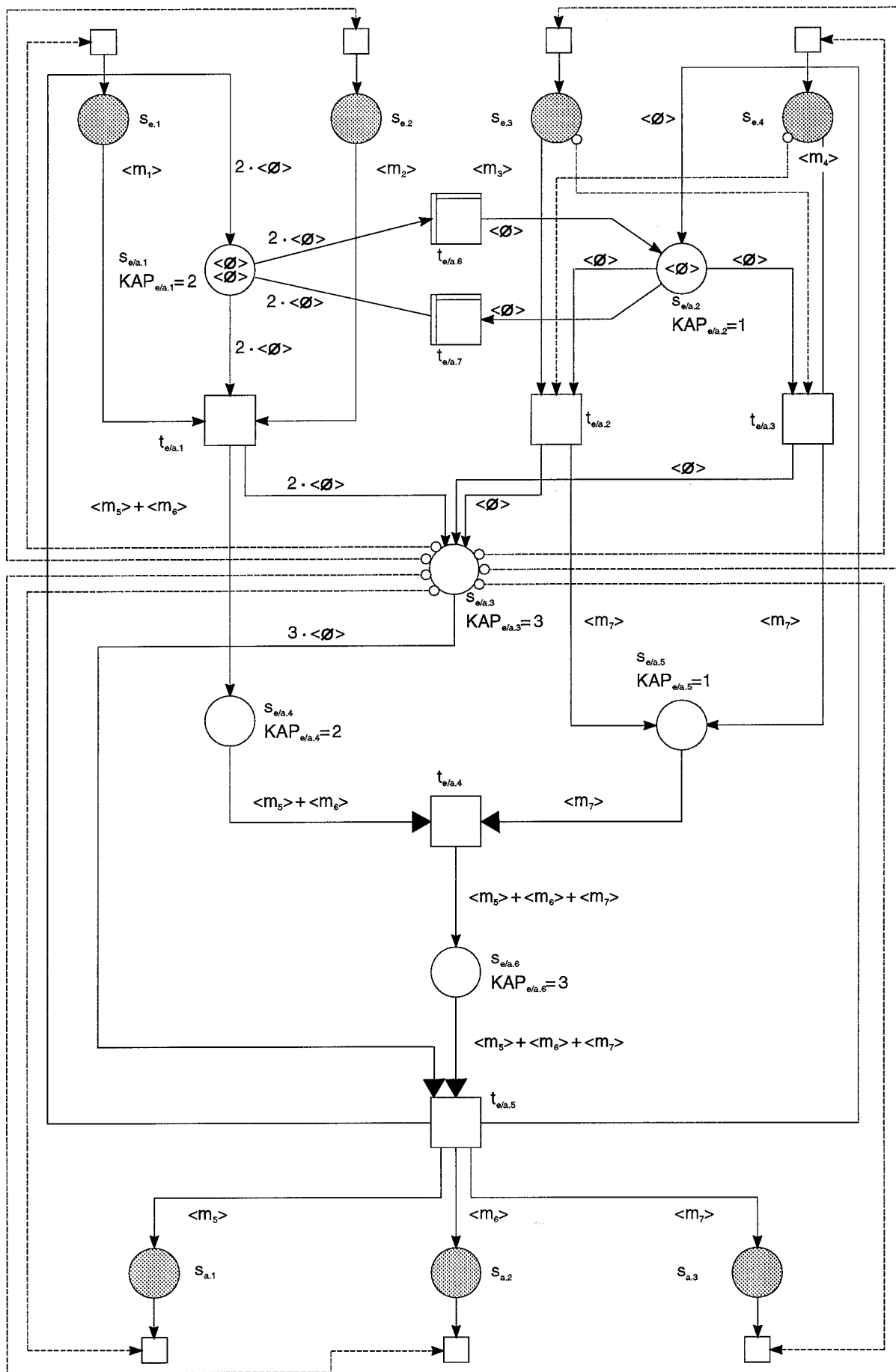


Abb. 130: Feinnetz mit obligatorischen und faktischen Mikrotransitionen für eine Makrotransition mit komplexer Verknüpfungslogik

Die modallogischen Erweiterungen Synthetischer Netze eignen sich vorzüglich, um Integritätsbedingungen auszudrücken<sup>28</sup>). Netzkonstitutive Integritätsbedingungen wurden bereits für das Kernkonzept Synthetischer Netze definiert. Sie wurden in der Menge  $IB$  aus dem Definitionstupel  $SN$  zusammengefaßt. Darüber hinaus lassen sich für ein Netzmodell beliebige weitere, nunmehr jedoch netzspezifische Integritätsbedingungen festlegen.  $IB_S$  ist die Menge aller netzspezifischen Integritätsbedingungen, die für ein Netzmodell definiert sind<sup>29</sup>). Mit der Hilfe von netzspezifischen Integritätsbedingungen ist es möglich, eine Vielzahl von Korrektheitsanforderungen zu formulieren, die vom Netzmodell eines Produktionssystem erfüllt werden sollen. Solchen korrektheitssichernden Integritätsbedingungen kommt bei der Anwendung von Modellen auf reale Koordinierungsprobleme oftmals eine große praktische Bedeutung zu<sup>30</sup>). Dennoch wird die Formulierung und Einhaltung von Integritätsbedingungen in zahlreichen Modellierungskonzepten nicht besonders gewürdigt<sup>31</sup>). Um dieses Mißverhältnis zu lindern, wird nachfolgend auf die Behandlung von Integritätsbedingungen in Synthetischen Netzen ausführlicher eingegangen.

An früherer Stelle wurden Integritätsformeln  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  für die Definition von netzspezifischen Integritätsbedingungen eingeführt. Jede Integritätsformel wurde so festgelegt, daß sie für eine beliebige Faktenmenge des zugrundeliegenden Netzmodells genau dann (un)gültig ist, wenn die Faktenmenge  $FAK_r$  einen (un)zulässigen Modellzustand repräsentiert. Da jede Faktenmenge  $FAK_r$  mit einer Netzmarkierung  $M_r$  korrespondiert, gilt ebenso: Eine Integritätsformel ist für jede (un)zulässige Netzmarkierung  $M_r$  (un)gültig. Daher läßt sich die Integrität eines Netzmodells<sup>32</sup>) hinsichtlich aller netzspezifischen Integritätsbedingungen aus der Menge  $IB_S$  auf folgende Weise garantieren<sup>33</sup>):

- Die Ausgangsmarkierung  $M_0$  wird so gewählt, daß hinsichtlich ihrer Faktenmenge  $FAK_0$  alle Integritätsformeln aus der Menge  $IB_S$  gültig sind<sup>34</sup>). Dadurch werden alle netzspezifischen Integritätsbedingungen erfüllt.
- Die Ausführung eines Schaltschritts  $SS_a$ , der eine Referenzmarkierung  $M_r$  in eine Folgemarkierung  $M_f$  transformiert, wird nur dann zugelassen, wenn der Schaltschritt unter der Referenzmarkierung aktiviert ist *und* wenn alle Integritätsformeln aus der Menge  $IB_S$  für die Faktenmenge  $FAK_f$  der Folgemarkierung gültig sind.

Daraus folgt: Ein Netzmodell verhält sich genau dann integer, wenn die Menge seiner erreichbaren Markierungen eine Teilmenge derjenigen Netzmarkierungen ist, die durch die Gültigkeit aller Integritätsformeln als zulässige Markierungen ausgezeichnet sind<sup>35</sup>). Daher muß für die Integrität eines Netzmodells sichergestellt sein, daß unter *jeder* seiner erreichbaren Markierungen *alle* Integritätsformeln gültig sind<sup>36</sup>). Wie diese Anforderung erfüllt werden kann, wird im folgenden hergeleitet.

Zunächst wird vorausgesetzt, daß jede netzspezifische Integritätsbedingung aus der Menge  $IB_S$  durch eine teilevaluierte prädikatenlogische Formel  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  mit  $K_w \in \mathcal{N}_0$ <sup>37</sup>) ausgedrückt wird<sup>38</sup>). Darüber hinaus wird nicht jede beliebige Integritätsformel zugelassen<sup>39</sup>). Statt dessen werden nur solche Integritätsformeln berücksichtigt, die wie folgt aus atomaren Basisformeln  $prä_u(te_1, \dots, te_{K_u})$  mit  $K_u \in \mathcal{N}_0$  und Integritätskonstituenten  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  mit  $K_v \in \mathcal{N}_0$ <sup>40</sup>) aufgebaut werden können:

- Jede atomare Basisformel ist aus einem Prädikatssymbol abgeleitet, mit dessen Namen genau eine Stelle aus dem zugrundeliegenden Netzmodell beschriftet ist. Es kann sich sowohl um eine konstante atomare als auch um eine variable atomare Basisformel handeln.
- Eine konstante Basisformel ist entweder eine konstante atomare Basisformel oder aber das Negat einer konstanten atomaren Basisformel.
- Eine variable Basisformel ist entweder eine variable atomare Basisformel oder aber das Negat einer variablen atomaren Basisformel.

- Falls eine variable Basisformel vorliegt, müssen alle ihre Variablen durch gleichartige Quantoren gebunden sein. Die Formel, die aus einer variablen Basisformel und ihren variablenbindenden Quantoren zusammengesetzt ist, heißt eine homogen quantifizierte Basisformel.
- Eine Basisformel ist entweder eine konstante Basisformel oder aber eine homogen quantifizierte Basisformel.
- Eine Integritätskonstituente ist entweder eine Basisformel oder aber ein Konjugat aus mehreren, aber höchstens endlich vielen Basisformeln. Falls eine Integritätskonstituente aus mehreren homogen quantifizierten Basisformeln besteht, müssen sie alle die gleiche Quantorart aufweisen. Eine Integritätskonstituente besitzt daher entweder nur Allquantoren oder aber ausschließlich Existenzquantoren (homogene Variablenquantifizierung)<sup>41)</sup>. Oder es handelt sich um eine variablen- und quantorfreie, also konstante Integritätskonstituente.
- Eine Integritätsformel  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$ , die eine Integritätsbedingung definiert, ist entweder das Negat einer Integritätskonstituenten. Oder die Integritätsformel stellt das Negat eines Adjugats aus mehreren, aber höchstens endlich vielen Integritätskonstituenten dar.

Derart eingeführte Integritätsformeln zeichnen sich durch zwei Besonderheiten aus. Erstens besitzen sie keine freien Variablen<sup>42)</sup>. Zweitens handelt es sich um Formeln, die mit Hilfe der Integritätskonstituenten grundsätzlich als Negate konstituiert werden. Dieser prima facie eigentümliche, negierte Umgang mit Integritätsformeln besitzt aber eine tiefere Begründung: In einem Netzmodell stehen nicht die Integritätsformeln selbst im Vordergrund, sondern das Aufdecken oder das Verhindern der *Verletzung* von Integritätsbedingungen. Eine Integritätsbedingung ist genau dann verletzt, wenn das *Negat* der bedingungsdefinierenden Integritätsformel *gültig* ist<sup>43)</sup>.

Aus diesem Grund wurde schon an früherer Stelle die Verletzung einer Integritätsbedingung, die durch eine Integritätsformel  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  ausgedrückt ist, mit der Hilfe eines Prädikats "verletzt( $ib_w$ )" angezeigt, für das gilt:

$$\neg ib_w(te_1, \dots, te_{K_w}) \rightarrow \text{"verletzt}(ib_w)$$

Per constructionem handelt es sich beim Negat  $\neg ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  einer Integritätsformel stets entweder um eine Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  oder aber um ein endliches Adjugat aus solchen Integritätskonstituenten. Daher läßt sich die Verletzung einer Integritätsbedingung  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  ebenso in bezug auf Integritätskonstituenten ausdrücken:

a) einfache Integritätsbedingung:

$$ib_w(te_1, \dots, te_{K_w}) :\Leftrightarrow \neg ik_{v(w)}(te_1, \dots, te_{K_{v(w)}})$$

mit:

$$\neg(\neg ik_{v(w)}(te_1, \dots, te_{K_{v(w)}})) \rightarrow \text{"verletzt}(ib_w)$$

$$\Leftrightarrow ik_{v(w)}(te_1, \dots, te_{K_{v(w)}}) \rightarrow \text{"verletzt}(ib_w)$$

b) zusammengesetzte Integritätsbedingung mit  $K \in \mathcal{N}_+$  und  $K \geq 2$ :

$$ib_w(te_1, \dots, te_{K_w}) :\Leftrightarrow \neg(ik_{v(w).1}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).1}}) \wedge \dots \wedge ik_{v(w).K}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).K}}))$$

mit:

$$\neg(\neg(ik_{v(w).1}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).1}}) \wedge \dots \wedge ik_{v(w).K}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).K}}))) \rightarrow \text{"verletzt}(ib_w)$$

$$\Leftrightarrow (ik_{v(w).1}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).1}}) \vee \dots \vee ik_{v(w).K}(te_1, \dots, te_{K_{v(w).K}})) \rightarrow \text{"verletzt}(ib_w)$$

Eine einfache Integritätsbedingung  $ib_w(te_1, \dots, te_{K_w})$  ist also schon bereits dann verletzt, wenn ihre genau eine Integritätskonstituente  $ik_{v(w)}(te_1, \dots, te_{K_{v(w)}})$  gültig ist. Die Verletzung einer zusammengesetzten Integritätsbedingung tritt dagegen ein, sobald mindestens eine ihrer Integritätskonstituenten  $ik_{v(k)}(te_1, \dots, te_{K_{v(k)}})$  mit  $k \in \{1, \dots, K\}$  gültig ist. Denn ein Adjugat ist genau dann gültig, wenn mindestens eine seiner Komponenten gültig ist.

Folglich gilt für jedes Netzmodell, in dem beliebig - aber höchstens endlich - viele netzspezifische Integritätsbedingungen definiert sein können<sup>44</sup>: *Eine Integritätsverletzung liegt genau<sup>45</sup> dann vor, wenn mindestens eine der Integritätskonstituenten gültig ist.* Deshalb stellt die Überprüfung der Gültigkeit von Integritätskonstituenten den zentralen Ansatzpunkt dar, um in Netzmodellen Integritätsverletzungen aufzuspüren oder zu verhindern. Dagegen erfolgt keine unmittelbare Untersuchung der (Un-)Gültigkeit von Integritätsformeln, die netzspezifische Integritätsbedingungen definieren.

Die herausragende Rolle der Integritätskonstituenten manifestiert sich bei Netzmodellen darin, daß jede Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  durch genau eine faktische oder obligatorische Transition  $t_{n(v)}$  repräsentiert wird. Da eine Integritätsformel entweder mit einer einzelnen Integritätsformel zusammenfällt oder aber aus mehreren Integritätskonstituenten adjunktiv zusammengesetzt ist, wird jede Integritätsformel durch genau eine bzw. durch mehrere faktische oder obligatorische Transitionen dargestellt. Jede dieser Transitionen  $t_{n(v)}$  wird so konstruiert, daß sie unter jeder erreichbaren Netzmarkierung  $M_r$  genau dann aktiviert ist, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  gültig ist:

$$\forall (M_r \in \text{RM}(M_0)): \text{AKT}(t_{n(v)}, M_r) \leftrightarrow ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$$

Zunächst wird nur auf die Verwendung faktischer Transitionen näher eingegangen<sup>46</sup>. Es wird unterstellt, daß alle netzspezifischen Integritätsbedingungen eines Netzmodells durch Integritätsformeln definiert sind, die den oben festgelegten Anforderungen genügen. Alle Integritätskonstituenten, aus denen diese Integritätsformeln aufgebaut sind, werden durch jeweils genau eine konstituentenspezifische faktische Transition repräsentiert.

Aufgrund der o.a. Vereinbarung gilt für das betrachtete Netzmodell: Eine seiner faktischen Transitionen  $t_{n(v)}$  ist unter einer erreichbaren Markierung  $M_r$  genau dann aktiviert, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  unter der Markierung  $M_r$  gültig ist. Nun wurde oben gezeigt, daß in einem Netzmodell eine Integritätsverletzung genau dann vorliegt, wenn mindestens eine der Integritätskonstituenten gültig ist. Folglich wird die Integrität des Netzmodells genau dann verletzt, wenn unter mindestens einer erreichbaren Markierung mindestens eine derjenigen faktischen Transitionen aktiviert ist, die für die Repräsentation von Integritätskonstituenten eingeführt wurden. Umgekehrt ist die Integrität des betrachteten Netzmodells sichergestellt, wenn zwei Bedingungen erfüllt sind:

- Das Netzmodell besitzt eine Ausgangsmarkierung  $M_0$ , unter der keine faktische Transition aktiviert ist (friktionsfreie Ausgangsmarkierung)<sup>47</sup>.
- Die Schaltregel des Netzmodells garantiert, daß aus einer Referenzmarkierung  $M_r$  niemals eine Folgemarkierung  $M_f$  hervorgebracht wird, unter der mindestens eine faktische Transition aktiviert ist (friktionsfreie Schaltregel)<sup>48</sup>.

Integritätsverletzungen lassen sich also grundsätzlich dadurch verhindern, daß für die erforderliche friktionsfreie Ausgangsmarkierung und für die ebenso benötigte friktionsfreie Schaltregel des Netzmodells gesorgt wird. Dies entspricht exakt dem charakteristischen Aktivierungsverbot für alle faktischen Transitionen, das anlässlich der modallogischen Erweiterung von Synthetischen Netzen eingeführt wurde: Solange dieses Aktivierungsverbot eingehalten wird, bleibt auch die Integrität des Netzmodells gewahrt. Falls eine friktionsfreie Ausgangsmarkierung vorliegt, sorgt die oben modale Schaltregel dafür, daß in einem Netzmodell eine faktische Transition nie-

mals aktiviert wird<sup>49)</sup>. Umgekehrt ist es aber auch möglich, auf eine friktionsfreie Ausgangsmarkierung oder die modale Schaltregel zunächst zu verzichten. Dann lassen sich in einem Netzmodell Integritätsverletzungen aufzuspüren. Zu diesem Zweck braucht lediglich nach aktivierten faktischen Transitionen gesucht zu werden.

Wenn die netzspezifischen Integritätsbedingungen eines Netzmodells mit der Hilfe von faktischen Transitionen ausgedrückt werden, läßt sich die oben eingeführte Menge  $IB_S$  aller netzspezifischen Integritätsbedingungen besonders einfach konkretisieren. Um die Verwendung faktischer Transitionen zu verdeutlichen, wird in diesem Fall die Bedingungs Menge  $IB_S$  des Netzmodells auch als Faktenbedingung  $IB_F$  mit  $IB_F=IB_S$  angesprochen. Mit Hilfe der Faktenbedingung wird für alle faktischen Transitionen  $t_{n(v)}$  festgelegt, daß sie unter keiner erreichbaren Netzmarkierung aktiviert sein dürfen. In einem Netzmodell mit insgesamt  $V$  faktischen Transitionen  $t_{n(v)}$ ,  $v \in \{1, \dots, V\}$  und  $V \in \mathcal{N}_0$ <sup>50)</sup> gilt:

$$IB_F : \Leftrightarrow \begin{cases} \{ \}; & \text{für } V=0 \\ \{ \forall (v \in \{1, \dots, V\}) \forall (M_T \in RM(M_0)): \neg AKT(t_{n(v)}, M_T) \}; & \text{für } V \geq 1 \end{cases}$$

Auf diese Weise wird einerseits für friktionsfreie Ausgangsmarkierungen  $M_0$  gesorgt. Denn jede Ausgangsmarkierung erfüllt die triviale Beziehung  $M_0 \in RM(M_0)$ <sup>51)</sup>. Andererseits wird ebenso eine friktionsfreie modale Schaltregel erzwungen, weil für alle faktischen Transitionen sichergestellt ist, daß sie unter keiner erreichbaren Markierung  $M_T$  aktiviert sein können. Folglich wird das modale Aktivierungsverbot für faktische Transitionen eingehalten. Also kann auch keine der Integritätskonstituenten  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$ , die von den faktischen Transitionen  $t_{n(v)}$  repräsentiert werden, unter einer erreichbaren Markierung gültig sein. Deshalb ist es unmöglich, daß auch nur eine der netzspezifischen Integritätsbedingungen unter einer erreichbaren Markierung des Netzmodells jemals verletzt wird. Daher liegt ein integrires Netzmodell vor<sup>52)</sup>.

Bislang wurde vorausgesetzt, daß jede diese Transition  $t_{n(v)}$ , die eine Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  repräsentiert, so konstruiert ist, daß gilt: Die Transition ist unter einer erreichbaren Netzmarkierung  $M_T$  genau dann aktiviert, wenn die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  gültig ist. Es wurde aber noch nicht aufgezeigt, wie dieses konstruktive Postulat konkret eingelöst werden kann. Dies wird nunmehr durch drei nachgeholt:

- Gesucht sind alle Fälle, in denen die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  gültig ist und somit eine Integritätsverletzung anzeigt.
- Für jede - konstante oder variable - atomare Basisformel  $prä_u(te_1, \dots, te_{K_u})$ , aus denen die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  aufgebaut ist, wird eine Stelle  $s_{m(u)}$  eingeführt, die über eine Einflußkante mit der Transition  $t_{n(v)}$  verknüpft ist.
- Die Nachbarschaft der Transition  $t_{n(v)}$  umfaßt keine anderen als die zuvor eingeführten Einflußstellen  $s_{m(u)}$ .
- Die Transition  $t_{n(v)}$  wird als eine faktische Transition ausgezeichnet, die unter keiner erreichbaren Markierung aktiviert sein darf.
- Jede der Einflußstellen  $s_{m(u)}$  der Transition  $t_{n(v)}$  wird entweder über eine Konzessionskante mit der Transition  $t_{n(v)}$  verknüpft. Bei der Konzessionskante kann es sich sowohl um eine Eingangs- als auch um eine Inhibitorikante handeln. Zugleich wird jede Einflußstelle  $s_{m(u)}$ , die für eine atomare Basisformel  $prä_u(te_1, \dots, te_{K_u})$  eingeführt wurde, entweder mit dem Prädikatssymbolnamen  $Prä_u$  oder aber mit dem Prädikatssymbolnamen  $Non\_prä_u$  beschriftet. Dabei wird gegebenenfalls der Prädikatssymbolname  $Non\_prä_u$  so vereinbart, daß auf jede daraus abgeleitete atomare Formel  $non\_prä_u(te_1, \dots, te_{K_u})$  zutrifft:  $non\_prä_u(te_1, \dots, te_{K_u}) : \Leftrightarrow \neg prä_u(te_1, \dots, te_{K_u})$ .

- Die vorgenannten Wahlmöglichkeiten bei Kantenarten und Prädikatssymbolnamen werden so ausgeschöpft, daß gilt: Die Transition  $t_{n(v)}$  ist genau dann aktiviert, wenn die Gesamtheit ihrer benachbarten Einflußstellen  $s_{m(u)}$  eine Markierung besitzt, welche die Gültigkeit der Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  ausdrückt<sup>53</sup>.

Die letztgenannte Anforderung kann zwar immer erfüllt werden. Aber sie erzwingt keine eindeutige Konstruktion. Vielmehr läßt sie Freiheitsgrade für die Kombinationen aus Kantenarten und Prädikatssymbolnamen offen. Es besteht hier nicht die Absicht, diesen Gestaltungsspielraum erschöpfend zu behandeln. Statt dessen wird er nur anhand zweier Beispiele illustriert.

Das erste Exempel bezieht sich auf vier einfache Integritätsbedingungen, die jeweils aus nur genau einer negierten Integritätskonstituente bestehen. Jede Integritätskonstituente ist wiederum aus nur einer atomaren, aber variablen Basisformel aufgebaut. Daher braucht für jede der vier faktischen Transitionen, welche die vier Integritätskonstituenten repräsentieren, nur eine Einflußstelle berücksichtigt zu werden. Anhand dieser vier einfachen Beispielvarianten wird demonstriert, wie sich Kantenarten und Prädikatssymbolnamen systematisch kombinieren lassen, um die letzte von den o.a. Konstruktionsanforderungen zu erfüllen. Später wird dagegen ein zweites Beispiel eine komplizierter zusammengesetzte Integritätsbedingung beleuchten. Sie wird aus einem negierten Adjugat zweier Integritätskonstituenten bestehen. Die Integritätskonstituenten werden ihrerseits Konjugate aus atomaren, diesmal jedoch konstanten Basisformeln darstellen. Anhand des zweiten Exempels wird angedeutet, wie sich dieselben Integritätskonstituenten durch mehrere äquivalente Netzkonstrukte repräsentieren lassen. Dabei wird auf die Möglichkeit zurückgegriffen, daß sich Inhibitorkanten mitunter durch äquivalente Konstrukte aus Eingangskanten und beschränkten Markenzapazitäten substituieren lassen. Dies verdeutlicht den oben angesprochenen Freiheitsgrad.

Zunächst wird das erste Beispiel mit vier einfachen Integritätsbedingungen vorgestellt. Jede Integritätsbedingung wird durch eine Integritätsformel  $ib_w(X_1, X_2)$  definiert, die sich auf die beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  erstreckt. Jede Integritätsformel wird aus nur einer Integritätskonstituente aufgebaut: die Integritätsformel ist jeweils das Negat ihrer Integritätskonstituente. Daher reicht für die Berücksichtigung jeder Integritätsformel genau eine faktische Transition aus, um die formelspezifische Integritätskonstituente zu repräsentieren. Für jede Integritätskonstituente besteht das Gebot der homogenen Quantifizierung. Die beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  müssen also entweder gemeinsam durch Allquantoren oder aber gemeinsam durch Existenzquantoren<sup>54</sup> gebunden sein. Jede Integritätskonstituente wird wiederum aus nur einer atomaren Basisformel  $prä_u(X_1, X_2)$  aufgebaut. Diese Basisformel kann aber entweder unmittelbar verwendet oder aber zunächst negiert werden. Aufgrund der beiden Varianten für die Quantoren und der beiden Varianten für die Basisformeln bestehen insgesamt vier Möglichkeiten für die Formulierung der einfachen Integritätsbedingungen. Sie werden im folgenden durch die Integritätsformeln  $ib_w(X_1, X_2)$  mit  $w \in \{a.n, e.p, a.p, e.n\}$ <sup>55</sup> vorgestellt.

- a) Homogene Allquantifizierung mit negierter atomarer Basisformel:

$$ib_{a.n}(X_1, X_2)$$

$$:\Leftrightarrow \forall X_1 \forall X_2: \neg prä_{a.n}(X_1, X_2)$$

Die Integritätsformel  $ib_{a.n}(X_1, X_2)$  wird als das Negat der Integritätskonstituente  $ik_{a.n}(X_1, X_2)$  rekonstruiert. Die Integritätskonstituente  $ik_{a.n}(X_1, X_2)$  ist dann mit Hilfe der atomaren Basisformel  $prä_{a.n}(X_1, X_2)$  definiert als homogen existenzquantifizierte Formel:



$$\begin{aligned}
& ik_{a,n}(X_1, X_2) \\
& :\Leftrightarrow \neg ib_{a,n}(X_1, X_2) \\
& :\Leftrightarrow \exists X_1 \exists X_2: prä_{a,n}(X_1, X_2)
\end{aligned}$$

Die Integritätskonstituente  $ik_{a,n}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die atomare Basisformel  $prä_{a,n}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Um Integritätsverletzungen anzeigen zu können, muß für die faktische Transition  $t_{a,n}$ , die zur Repräsentation der Integritätskonstituente  $ik_{a,n}(X_1, X_2)$  eingeführt wird, gelten: Die faktische Transition  $t_{a,n}$  ist genau dann aktiviert, wenn die atomare Basisformel  $prä_{a,n}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist<sup>56</sup>). Dies wird erreicht, indem die faktische Transition  $t_{a,n}$  mit genau einer Einflußstelle  $s_{a,n}$  über eine gewöhnliche Eingangskante verknüpft wird. Der Einflußstelle wird das Prädikatssymbol mit dem Namen "Prä<sub>a,n</sub>" zugeordnet, aus dem die atomare Basisformel  $prä_{a,n}(X_1, X_2)$  abgeleitet ist. Denn dann gilt für jede Markierung  $M_r$ :

$$\begin{aligned}
& AKT(t_{a,n}, M_r) \\
& :\Leftrightarrow \exists (Mu \in \mathcal{N}_+): fakt_r(Mu, prä_{a,n}(X_1, X_2)) \in FAK_r
\end{aligned}$$

Die anschließende Abb. 131 zeigt, wie die Integritätskonstituente  $ik_{a,n}(X_1, X_2)$  durch das zuvor konstruierte Teilnetz repräsentiert wird. Aufgrund der oben erläuterten Zusammenhänge ist die zugrundeliegende Integritätsbedingung mit der Integritätsformel  $ib_{a,n}(X_1, X_2)$  genau dann verletzt, wenn die faktische Transition  $t_{a,n}$  aktiviert ist.

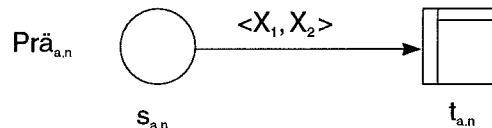


Abb. 131: Repräsentation der Integritätsformel  $ib_{a,n}(X_1, X_2)$

b) Homogene Existenzquantifizierung mit nicht-negierter atomarer Basisformel:

$$\begin{aligned}
& ib_{e,p}(X_1, X_2) \\
& :\Leftrightarrow \exists X_1 \exists X_2: prä_{e,p}(X_1, X_2)
\end{aligned}$$

Die Integritätsformel  $ib_{e,p}(X_1, X_2)$  wird als das Negat der Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  konstruiert. Die Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  ist dann mit Hilfe der negierten atomaren Basisformel  $\neg prä_{e,p}(X_1, X_2)$  definiert als homogen allquantifizierte Formel:

$$\begin{aligned}
& ik_{e,p}(X_1, X_2) \\
\Leftrightarrow & \neg ib_{e,p}(X_1, X_2) \\
\Leftrightarrow & \forall X_1 \forall X_2: \neg \text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)
\end{aligned}$$

Die Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die negierte atomare Basisformel  $\neg \text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)$  für alle Belegungen ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Folglich ist die Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  ebenso genau dann gültig, wenn die nicht-negierte atomare Basisformel  $\text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)$  für überhaupt keine Belegungen ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Um Integritätsverletzungen anzeigen zu können, muß für die faktische Transition  $t_{e,p}$ , die zur Repräsentation der Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  eingeführt wird, gelten: Die faktische Transition  $t_{e,p}$  ist genau dann aktiviert, wenn die atomare Basisformel  $\text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)$  für keine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist<sup>57</sup>). Dies wird erreicht, indem die faktische Transition  $t_{e,p}$  mit genau einer Einflußstelle  $s_{e,p}$  über eine Inhibitorkante verknüpft wird. Der Einflußstelle wird das Prädikatssymbol mit dem Namen "Prä<sub>e,p</sub>" zugeordnet, aus dem die atomare Basisformel  $\text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)$  abgeleitet ist. Denn dann gilt für jede Markierung  $M_T$ :

$$\begin{aligned}
& \text{AKT}(t_{e,p}, M_T) \\
\Leftrightarrow & \forall (Mu \in \mathcal{N}_T): \text{fakt}_T(Mu, \text{prä}_{e,p}(X_1, X_2)) \notin \text{FAK}_T
\end{aligned}$$

Mit Hilfe der früher vereinbarten Kurznotation für Inhibitorkanten läßt sich derselbe Sachverhalt auch übersichtlicher ausdrücken durch:

$$\begin{aligned}
& \text{AKT}(t_{e,p}, M_T) \\
\Leftrightarrow & \text{fakt}_T(0, \text{prä}_{e,p}(X_1, X_2))
\end{aligned}$$

Die nachfolgende Abb. 132 zeigt, wie die Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  durch das zuvor konstruierte Teilnetz repräsentiert wird. Aufgrund der oben erläuterten Zusammenhänge ist die zugrundeliegende Integritätsbedingung mit der Integritätsformel  $ib_{e,p}(X_1, X_2)$  genau dann verletzt, wenn die faktische Transition  $t_{e,p}$  aktiviert ist.

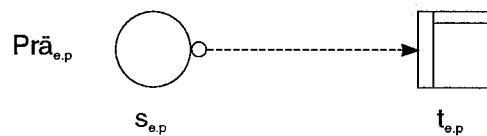


Abb. 132: Repräsentation der Integritätsformel  $ib_{e,p}(X_1, X_2)$

c) Homogene Allquantifizierung mit nicht-negierter atomarer Basisformel:

$$\begin{aligned}
& ib_{a,p}(X_1, X_2) \\
\Leftrightarrow & \forall X_1 \forall X_2: \text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)
\end{aligned}$$

Die Integritätsformel  $ib_{a,p}(X_1, X_2)$  wird als das Negat der Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  rekonstruiert. Die Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  ist dann mit Hilfe der negierten atomaren Basisformel  $\text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  definiert als homogen existenzquantifizierte Formel:

$$\begin{aligned} & ik_{a,p}(X_1, X_2) \\ :\Leftrightarrow & \quad \neg ib_{a,p}(X_1, X_2) \\ :\Leftrightarrow & \quad \exists X_1 \exists X_2: \neg \text{prä}_{a,p}(X_1, X_2) \end{aligned}$$

Die Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die negierte atomare Basisformel  $\neg \text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Die letztgenannte Bedingung wäre erfüllt, wenn sich zeigen ließe, daß die atomare Basisformel  $\text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  ungültig ist. Eine solche Überprüfung der *Ungültigkeit* einer Formel ist aber im allgemeinen nicht möglich<sup>58</sup>. Daher wird statt dessen die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  untersucht. Sie ist genau dann gültig, wenn die atomare Basisformel  $\text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  ungültig, d.h. wenn negierte atomare Basisformel  $\neg \text{prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  gültig ist. Daraus folgt: Die Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Um Integritätsverletzungen anzeigen zu können, muß für die faktische Transition  $t_{a,p}$ , die zur Repräsentation der Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  eingeführt wird, gelten: Die faktische Transition  $t_{a,p}$  ist genau dann aktiviert, wenn die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  für mindestens eine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist<sup>59</sup>. Dies wird erreicht, indem die faktische Transition  $t_{a,p}$  mit genau einer Einflußstelle  $s_{a,p}$  über eine gewöhnliche Eingangskante verknüpft wird. Der Einflußstelle wird das Prädikatssymbol mit dem Namen "Non\_prä<sub>a,p</sub>" zugeordnet, aus dem die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{a,p}(X_1, X_2)$  abgeleitet ist. Denn dann gilt für jede Markierung  $M_r$ :

$$\begin{aligned} & \text{AKT}(t_{a,p}, M_r) \\ :\Leftrightarrow & \quad \exists (Mu \in \mathcal{N}_r): \text{fakt}_t(Mu, \text{non\_prä}_{a,p}(X_1, X_2)) \in \text{FAK}_r \end{aligned}$$

Die anschließende Abb. 133 zeigt, wie die Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  durch das zuvor konstruierte Teilnetz repräsentiert wird. Aufgrund der oben erläuterten Zusammenhänge ist die zugrundeliegende Integritätsbedingung mit der Integritätsformel  $ib_{a,p}(X_1, X_2)$  genau dann verletzt, wenn die faktische Transition  $t_{a,p}$  aktiviert ist.

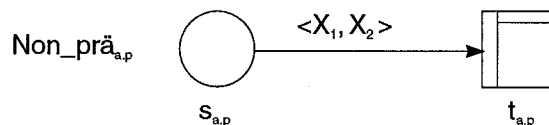


Abb. 133: Repräsentation der Integritätsformel  $ib_{a,p}(X_1, X_2)$

d) Homogene Existenzquantifizierung mit negierter atomarer Basisformel:

$$\begin{aligned} & \text{ib}_{e,n}(X_1, X_2) \\ :\Leftrightarrow & \quad \exists X_1 \exists X_2: \neg \text{prä}_{e,n}(X_1, X_2) \end{aligned}$$

Die Integritätsformel  $\text{ib}_{e,n}(X_1, X_2)$  wird als das Negat der Integritätskonstituente  $\text{ik}_{e,n}(X_1, X_2)$  rekonstruiert. Die Integritätskonstituente  $\text{ik}_{e,n}(X_1, X_2)$  ist dann mit Hilfe der atomaren Basisformel  $\text{prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  definiert als homogen allquantifizierte Formel:

$$\begin{aligned} & \text{ik}_{e,n}(X_1, X_2) \\ :\Leftrightarrow & \quad \neg \text{ib}_{e,n}(X_1, X_2) \\ :\Leftrightarrow & \quad \forall X_1 \forall X_2: \text{prä}_{e,n}(X_1, X_2) \end{aligned}$$

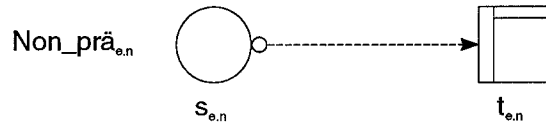
Die Integritätskonstituente  $\text{ik}_{e,n}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die atomare Basisformel  $\text{prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  für alle Belegungen ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Eine Überprüfung der Formelgültigkeit für *alle* zulässigen Variablenbelegungen ist aber im allgemeinen nicht möglich<sup>60</sup>. Daher wird abermals auf eine kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  zurückgegriffen. Sie ist genau dann für keine Belegung der beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig, wenn die atomare Basisformel  $\text{prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  für alle Belegungen ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Daraus folgt: Die Integritätskonstituente  $\text{ik}_{a,p}(X_1, X_2)$  ist genau dann gültig, wenn die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  für keine Belegung der beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Um Integritätsverletzungen anzeigen zu können, muß für die faktische Transition  $t_{e,n}$ , die zur Repräsentation der Integritätskonstituente  $\text{ik}_{e,n}(X_1, X_2)$  eingeführt wird, gelten: Die faktische Transition  $t_{e,n}$  ist genau dann aktiviert, wenn die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  für keine Belegung ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist<sup>61</sup>. Dies wird erreicht, indem die faktische Transition  $t_{e,n}$  mit genau einer Einflußstelle  $s_{e,n}$  über eine Inhibitorkante verknüpft wird. Der Einflußstelle wird das Prädikatssymbol mit dem Namen "Non\_prä<sub>e,n</sub>" zugeordnet, aus dem die kontradiktorische atomare Basisformel  $\text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)$  abgeleitet ist. Denn dann gilt für jede Markierung  $M_r$ :

$$\begin{aligned} & \text{AKT}(t_{e,n}, M_r) \\ :\Leftrightarrow & \quad \forall (Mu \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}_r(Mu, \text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)) \notin \text{FAK}_r \end{aligned}$$

Mit Hilfe der Kurznotation für Inhibitorkanten läßt sich derselbe Sachverhalt abermals übersichtlicher ausdrücken durch:

$$\begin{aligned} & \text{AKT}(t_{e,n}, M_r) \\ :\Leftrightarrow & \quad \text{fakt}_r(0, \text{non\_prä}_{e,n}(X_1, X_2)) \end{aligned}$$

Die anschließende Abb. 134 zeigt, wie die Integritätskonstituente  $\text{ik}_{e,n}(X_1, X_2)$  durch das zuvor konstruierte Teilnetz repräsentiert wird. Aufgrund der oben erläuterten Zusammenhänge ist die zugrundeliegende Integritätsbedingung mit der Integritätsformel  $\text{ib}_{e,n}(X_1, X_2)$  genau dann verletzt, wenn die faktische Transition  $t_{e,n}$  aktiviert ist.

Abb. 134: Repräsentation der Integritätsformel  $ib_{e,n}(X_1, X_2)$ 

Die Repräsentation von Integritätsbedingungen durch faktische Transitionen wird nunmehr anhand einer komplexeren Konstruktion vertieft. Dabei wird auf das Beispiel zurückgegriffen, mit dessen Hilfe schon an früherer Stelle ein Simultaneitätsdefekt bei der Verfeinerung von Makrotransitionen mit komplexer Verknüpfungslogik erläutert wurde. Für die Defektheilung mußte sichergestellt werden, daß die beiden Transitionen  $t_{e/a,1}$  und  $t_{e/a,2}$  entweder simultan oder überhaupt nicht geschaltet werden. Gleiches war für die beiden Transitionen  $t_{e/a,1}$  und  $t_{e/a,3}$  erforderlich. Diese beiden Anforderungen lassen sich durch die Integritätsbedingung ausdrücken, daß sich unter allen zulässigen Netzmarkierungen:

- auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  genau zwei und auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  genau eine Kopie der Basismarke befinden<sup>62)</sup> oder
- sowohl auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  als auch auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  keine Kopie der Basismarke liegt<sup>63)</sup>.

Den beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  werden die Prädikatssymbole  $Prä_1(\text{bas\_marke})$  bzw.  $Prä_2(\text{bas\_marke})$  zugeordnet<sup>64)</sup>. Aus diesen beiden Prädikatssymbolen lassen sich die konstanten atomaren Basisformeln  $prä_1(\emptyset)$  und  $prä_2(\emptyset)$  ableiten<sup>65)</sup>. Da die voranstehende Integritätsbedingung unmittelbar auf Anzahlen von Markenkopien bezogen wurde, bietet es sich an, im folgenden anstelle der atomaren Basisformeln  $prä_1(\emptyset)$  und  $prä_2(\emptyset)$  die faktischen Basisformeln  $\text{fakt}_r(\mu_{1,r}, prä_1(\emptyset))$  bzw.  $\text{fakt}_r(\mu_{2,r}, prä_2(\emptyset))$  zu verwenden. Dabei geben die Multiplizitäten  $\mu_{1,r}$  und  $\mu_{2,r}$  an, wie viele Kopien der Basismarke sich unter der Markierung  $M_r$  auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  bzw.  $s_{e/a,2}$  befinden<sup>66)</sup>. Auf dieser Grundlage läßt sich die o.a. Integritätsbedingung durch folgende prädikatenlogische Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  prädikatenlogisch ausdrücken, die unter allen zulässigen Netzmarkierungen gültig sein soll:

$$ib_w(\emptyset) \\ \Leftrightarrow (\text{fakt}_r(2, prä_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_r(1, prä_2(\emptyset))) \vee (\text{fakt}_r(0, prä_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_r(0, prä_2(\emptyset)))$$

Es handelt sich um eine einstellige variablenfreie Integritätsformel, die nur von der Konstante " $\emptyset$ " abhängt. Diese Konstante stellt die unterschiedslosen Kopien der Basismarke dar<sup>67)</sup>. Quantoren für die Bindung von Variablen brauchen daher nicht beachtet zu werden. Allerdings erfüllt die Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  noch nicht die konstruktiven Anforderungen, die an früherer Stelle aufgelistet wurden. Denn sie stellt weder das Negat einer Basisformel noch das Negat eines Adjuncts aus Basisformeln dar. Dieses Konstruktionsdefizit läßt sich aber durch eine Äquivalenzumformung heilen. Dabei wird das Wissen ausgenutzt, daß die beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  die beschränkten Markenkapazitäten  $KAP_{e/a,1}=2$  bzw.  $KAP_{e/a,2}=1$  besitzen:

$$\begin{aligned}
& \text{ib}_w(\emptyset) \\
\Leftrightarrow & (\text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \\
& \quad \vee (\text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))) \\
\Leftrightarrow & \neg(\neg((\text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \\
& \quad \vee (\text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)))))) \\
\Leftrightarrow & \neg(\neg(\neg(\text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)))) \\
& \quad \wedge (\neg(\text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)))))) \\
\Leftrightarrow & \neg(((\neg \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset))) \vee (\neg \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)))) \\
& \quad \wedge ((\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset))) \vee (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))))) \\
\Leftrightarrow & \neg(((\neg \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)))) \tag{68} \\
& \quad \vee ((\neg \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)))) \\
& \quad \vee ((\neg \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)))) \\
& \quad \vee ((\neg \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))))) \tag{69} \\
\Leftrightarrow & \neg(((\neg \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)))) \\
& \quad \vee ((\neg \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \wedge (\neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset))))) \tag{70} \\
\Leftrightarrow & \neg((\text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset))) \\
& \quad \vee (\text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)))) \tag{71} \\
\Leftrightarrow & \neg((\text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))) \\
& \quad \vee (\text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)))) \\
\Leftrightarrow & \neg(\text{ik}_1(\emptyset) \wedge \text{ik}_2(\emptyset))
\end{aligned}$$

mit:

$$\text{ik}_1(\emptyset) :\Leftrightarrow \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))$$

$$\text{ik}_2(\emptyset) :\Leftrightarrow \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset))$$

Damit ist es gelungen, die Integritätsformel  $\text{ib}_w(\emptyset)$  als das Negat eines Adjungats zweier Integritätskonstituenten  $\text{ik}_1(\emptyset)$  und  $\text{ik}_2(\emptyset)$  zu rekonstruieren. Die beiden Integritätskonstituenten stellen Konjugate aus Basisformeln dar. Dadurch werden die o.a. Anforderungen an die Konstruktion von Integritätsformeln erfüllt. Die beiden Integritätskonstituenten  $\text{ik}_1(\emptyset)$  und  $\text{ik}_2(\emptyset)$  werden durch zwei faktische Transitionen  $t_{n(1)}$  bzw.  $t_{n(2)}$  repräsentiert. Jede dieser Transitionen muß mit den beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  so verknüpft werden, daß gilt: Die Transitionen sind unter einer Markierung  $M_t$  genau dann aktiviert, wenn die jeweils repräsentierten Integritätskonstituenten gültig sind. Dies drücken die charakteristischen Bedingungen  $\text{AKT}(t_{n(1)}, M_t) \Leftrightarrow \text{ik}_1(\emptyset)$  und  $\text{AKT}(t_{n(2)}, M_t) \Leftrightarrow \text{ik}_2(\emptyset)$  aus. Mit Hilfe der o.a. Definitionen für die beiden Integritätskonstituenten  $\text{ik}_1(\emptyset)$  und  $\text{ik}_2(\emptyset)$  folgt daraus:

$$\text{AKT}(t_{n(1)}, M_t) \Leftrightarrow \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset))$$

$$\text{AKT}(t_{n(2)}, M_t) \Leftrightarrow \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)) \wedge \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset))$$

Aus den Konstruktionsideen, die anhand der vier Varianten des ersten Beispiels entfaltet wurden, läßt sich das Teilnetz für die Integritätsformeln  $ib_w(\emptyset)$  unmittelbar ableiten: Die Transition  $t_{n(1)}$  besitzt die Stelle  $s_{e/a,1}$  als erste Einflußstelle. Die zugehörige Einflußkante stellt eine gewöhnliche Eingangskante dar. Sie wird mit der Anzahl von 2 Markenkopien gewichtet, die erforderlich ist, um die Transition  $t_{n(1)}$  für die Gültigkeit der Integritätskonstituente  $ik_1(\emptyset)$  zu aktivieren. Die Transition  $t_{n(1)}$  erhält zugleich die Stelle  $s_{e/a,2}$  als zweite Einflußstelle. Auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  darf sich aber keine Kopie der Basismarke befinden, wenn die Transition  $t_{n(1)}$  für die Gültigkeit der Integritätskonstituente  $ik_1(\emptyset)$  aktiviert sein soll. Daher wird die Transition  $t_{n(1)}$  mit ihrer Einflußstelle  $s_{e/a,2}$  über eine Inhibitorkante verknüpft. Beide Einflußstellen und -kanten zusammen bewirken, daß die Transition  $t_{n(1)}$  genau dann aktiviert ist, wenn sich auf der  $s_{e/a,1}$  2 und auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  0 Kopien der Basismarke befinden. Dies gibt exakt die o.a. erste Äquivalenz für die Aktivierungsbedingung  $AKT(t_{n(1)}, M_r)$  wieder. Analog dazu wird die Transition  $t_{n(2)}$  behandelt. Sie erhält die beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  jeweils als Einflußstelle. Die Kante, welche die Transition  $t_{n(2)}$  mit ihrer Einflußstelle  $s_{e/a,2}$  verknüpft, stellt eine gewöhnliche Eingangskante dar. Sie wird mit der Anzahl von 1 Markenkopie gewichtet, die erforderlich ist, um die Transition  $t_{n(2)}$  für die Gültigkeit der Integritätskonstituente  $ik_2(\emptyset)$  zu aktivieren. Mit ihrer zweiten Einflußstelle  $s_{e/a,1}$  wird die Transition  $t_{n(2)}$  dagegen über eine Inhibitorkante verbunden. Beide Einflußstellen und -kanten zusammen bewirken, daß die Transition  $t_{n(2)}$  genau dann aktiviert ist, wenn sich auf der  $s_{e/a,2}$  genau eine und auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  keine Kopien der Basismarke befindet. Dies entspricht exakt der o.a. zweiten Äquivalenz für die Aktivierungsbedingung  $AKT(t_{n(2)}, M_r)$ .

Die Gesamtheit der voranstehenden Konstruktionen stellt sicher, daß mindestens eine der beiden faktischen Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  genau dann aktiviert ist, wenn die Integritätskonstituente  $ik_1(\emptyset)$  oder<sup>72)</sup> die Integritätskonstituente  $ik_2(\emptyset)$  gültig ist. Da die Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  als Negat des Adjugats aus den beiden Integritätskonstituenten rekonstruiert wurde, gilt ebenso: Die Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  ist genau dann ungültig, wenn mindestens eine der beiden faktischen Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  aktiviert ist. Folglich ist das Konstruktionsziel erreicht, jede Ungültigkeit der Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  - und somit auch jede Integritätsverletzung - durch die verbotene Aktivierung einer faktischen Transition anzuzeigen. Die obere Hälfte der später folgenden Abb. 135 gibt das Netz wieder, dessen Konstruktion für die Repräsentation der Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  zuvor erläutert wurde. Dieses Netz wird durch eine Faktenbedingung  $IB_F$  ergänzt, die das Aktivierungsverbot für die beiden faktischen Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  ausdrückt:

$$IB_F : \Leftrightarrow \{ \forall (M_r \in RM(M_0)) : (\neg AKT(t_{n(1)}, M_r)) \wedge (\neg AKT(t_{n(2)}, M_r)) \}$$

Das zuvor konstruierte Netz für die Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  mit seinen beiden faktischen Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  entspricht auf den ersten Blick jenem Teilnetz, das in der Abb. 130 mit den beiden faktischen (Mikro-)Transitionen  $t_{e/a,6}$  und  $t_{e/a,7}$  für die Heilung des eingangs erwähnten Simultaneitätsdefekts sorgte. Dazu reicht es aus, die faktischen Transitionen durch  $t_{n(1)}$   $t_{e/a,6}$  und  $t_{n(2)}$   $t_{e/a,7}$  einander paarweise zuzuordnen. Bei genauerem Hinsehen zeigt sich jedoch, daß die wechselseitige Entsprechung nicht vollkommen ist. Denn anstelle der beiden Inhibitorkanten, die sich in der oberen Hälfte der Abb. 135 finden, enthält das "entsprechende" Teilnetz aus der Abb. 130 zwei entgegengesetzt gerichtete und neu gewichtete Ausgangskanten für die beiden faktischen Transitionen  $t_{e/a,6}$  und  $t_{e/a,7}$ . In dieser Abweichung manifestiert sich ein Ausschöpfen des konstruktiven Spielraums, der bei der Netzrepräsentation von Integritätsformeln offenbleibt.

Durch einfache Überlegungen läßt sich jedoch zeigen, daß das Netz aus der oberen Hälfte der Abb. 135 in ein äquivalentes Netz transformiert werden kann, das dem Teilnetz mit den beiden faktischen Transitionen  $t_{e/a,6}$  und  $t_{e/a,7}$  *genau* entspricht. Zunächst werden die beiden Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  in die Transitionen  $t_{e/a,6}$  bzw.  $t_{e/a,7}$  umbenannt<sup>73)</sup>. Eine solche Bezeichnungsänderung übt auf Struktur und Schaltverhalten des betroffenen Netzes überhaupt keinen Einfluß aus. Anschließend wird auf folgende Besonderheit des Netzes aus Abb. 130 ausgenutzt: Seine

Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  zeichnen sich dadurch aus, daß *alle* ihre Ein- und Ausgangskanten mit genau so vielen Kopien der Basismarke gewichtet sind, wie die Markkapazitäten der beiden Stellen jeweils betragen. Daher kann jeder Schaltakt einer benachbarten Transition nur dazu führen, daß die Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  entweder unmarkiert sind oder aber ihre Markkapazitäten vollständig ausfüllen. Unter dieser speziellen Voraussetzung gilt für die beiden Stellen  $s_{e/a,k}$  mit  $k \in \{1,2\}$  und für die beiden Transitionen  $t_{e/a,l}$  mit  $l=7$  für  $k=1$  und  $l=6$  für  $k=2$ : Eine Inhibitor-kante, die sich zwischen der Stelle  $s_{e/a,k}$  und der Transition  $t_{e/a,l}$  erstreckt, führt zu exakt demselben Aktivierungsverhalten der Transition  $t_{e/a,l}$  wie eine Ausgangskante, die von der Transition  $t_{e/a,l}$  zur Stelle  $s_{e/a,k}$  gerichtet ist<sup>74</sup>). Da für die Überprüfung von Integritätsverletzungen nur das Aktivierungsverhalten von faktischen Transitionen relevant ist, impliziert die zuvor festgestellte Invarianz des Aktivierungsverhaltens: Die Konstruktionen, die sich entweder auf Inhibitor- oder aber auf Ausgangskanten zwischen jeweils einer Stelle  $s_{e/a,k}$  und einer Transition  $t_{e/a,l}$  stützen, erweisen sich aus der Integritätsperspektive als äquivalent. Folglich stellen die beiden Netze aus der oberen und aus der unteren Hälfte der Abb. 135 auf der nächsten Seite zwei äquivalente Repräsentationen der Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$  dar. Das Netz der unteren Hälfte fällt wiederum mit dem oben erwähnten Teilnetz aus der Abb. 130 zusammen<sup>75</sup>). Dies war nachzuweisen.

Das konträre Verhältnis zwischen faktischen und obligatorischen Transitionen eröffnet eine zusätzliche Option für die Behandlung von Integritätsbedingungen: Jede faktische Transition, die für die Berücksichtigung einer Integritätsformel eine formelspezifische Integritätskonstituente repräsentiert, kann durch eine obligatorische Transition ersetzt werden. Dazu reicht es aus, alle Einflußkanten, die bei der faktischen Transition Konzessionskanten darstellen, nunmehr als Obligatkanten zu behandeln<sup>76</sup>). Per constructionem ist die obligatorische Transition genau dann aktiviert, wenn auch die ersetzte faktische Transition aktiviert gewesen wäre. Da die faktische Transition genau dann aktiviert war, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente gültig war, gilt ebenso: Die obligatorische Transition ist genau dann aktiviert, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente gültig ist. Jede aktivierte obligatorische Transition *muß* per definitionem schalten. Daraus folgt: Die obligatorische Transition schaltet genau dann, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente gültig ist<sup>77</sup>).

Die Gültigkeit einer Integritätskonstituente korrespondiert aber mit der Verletzung einer Integritätsbedingung. Dieser Sachverhalt läßt sich nutzen, um im Falle einer Integritätsverletzung eine *spezifische* Fehlermeldung zu generieren. Diese Fehlermeldung zeigt nicht nur an, daß eine Integritätsverletzung eingetreten ist. Vielmehr weist sie aus, *welche* Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  durch ihre Gültigkeit gegen die Integrität des Netzmodells verstößt. Diese spezifische Fehlermeldung läßt sich im Netzmodell mit der Hilfe einer besonderen Stelle ausdrücken, die hier als Integritätsstelle bezeichnet wird. Die Integritätsstelle ist mit der obligatorischen Transition, welche die Integritätskonstituente  $ik_v$  repräsentiert, über eine Ausgangskante der Transition verknüpft<sup>78</sup>). Durch das Schalten der aktivierten obligatorischen Transition wird auf der Integritätsstelle eine Markenkopie abgelegt. Dabei läßt sich die integritätsverletzende Gültigkeit der Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  auf zwei Weisen anzeigen:

- Entweder wird der Integritätsstelle ein Prädikatssymbol zugeordnet, das die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  eindeutig identifiziert. Diesen Zweck erfüllt z.B. das Prädikatssymbol "Verletzt\_ik\_v". In diesem Fall reicht es aus, durch das Schalten der obligatorischen Transition auf der Integritätsstelle eine Kopie der Basismarke abzulegen. Die Markierung der Integritätsstelle mit einer Basismarkenkopie gibt dann mittels des zugeordneten Prädikatssymbols an, daß die Integritätskonstituente mit dem Namen "ik\_v" zu einer Integritätsverletzung geführt hat<sup>79</sup>).
- Oder der Integritätsstelle wird ein Prädikatssymbol zugeordnet, das für eine einstellige Attributmarke definiert ist. Die obligatorische Transition, welche die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  repräsentiert, weist einer Kopie dieser Attributmarke einen Fehlertext als Attributausprägung zu, der die Ursache der Integritätsverletzung ausdrückt. Diese Kopie der



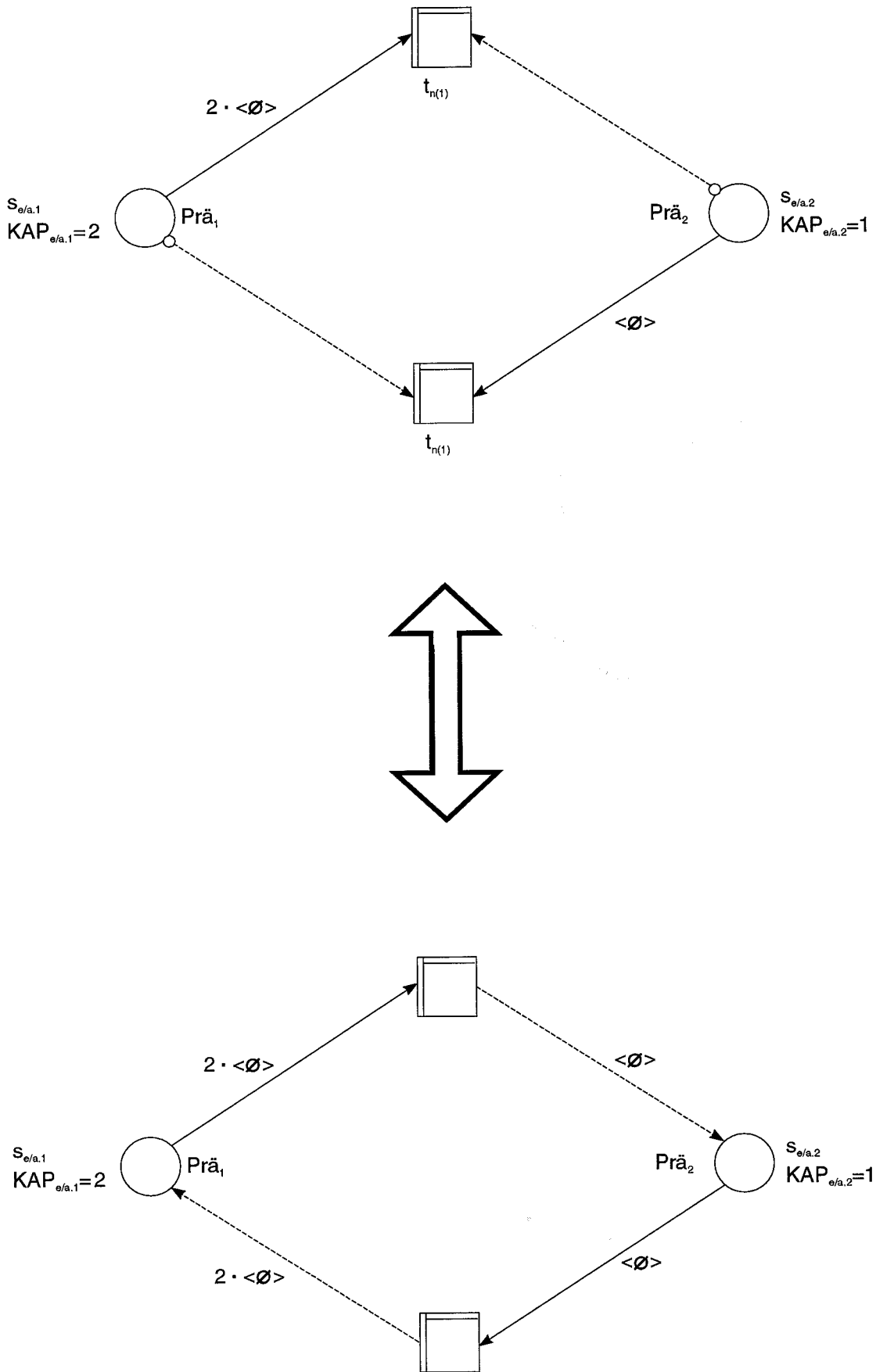


Abb. 135: Äquivalente Repräsentationen der Integritätsformel  $ib_w(\emptyset)$

Attributmarke wird beim Schalten der aktivierten obligatorischen Transition auf der Integritätsstelle abgelegt. Nun gibt die aktuelle Attributausprägung an, welche Integritätskonstituente durch ihre Gültigkeit eine Integritätsverletzung herbeigeführt hat. Beispielsweise läßt sich die Attributausprägung "verletzt( $ik_v$ )" wählen, die wiederum auf den Namen der Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_{K_v})$  verweist<sup>80</sup>.

In beiden Fällen löst das Schalten der obligatorischen Transition, welche die betroffene Integritätskonstituente repräsentiert, durch das Ablegen einer Markenkopie auf der Integritätsstelle die spezifische Fehlermeldung aus. Daher stellt die obligatorische Transition eine "Triggertransition" dar. Sie "triggert" eine Fehlermeldung, sobald die zugrundeliegende Integritätsbedingung durch die Gültigkeit der transitionsspezifischen Integritätskonstituente verletzt ist<sup>81</sup>.

Die Verwendung von obligatorischen anstelle von faktischen Transitionen für die Repräsentation von Integritätskonstituenten besitzt sowohl einen Vor- als auch einen Nachteil. Der Vorteil betrifft die Möglichkeit, im Falle einer Integritätsverletzung eine *spezifische* Fehlermeldung auszugeben. Dies ist bei faktischen Transitionen nicht möglich, weil sie - zusammen mit der modalen Schaltregel - den Eintritt einer integritätsverletzenden Netzmarkierung von vornherein verhindern. Darin liegt aber auch zugleich der Nachteil obligatorischer Transitionen begründet: Sie können zwar Integritätsverletzungen anzeigen, aber per constructionem nicht verhindern. Daher muß der Modellierungsträger in jedem Einzelfall<sup>82</sup> entscheiden, ob er entweder den spezifischen Ausweis oder aber die Vermeidung von Integritätsverletzungen bevorzugt. Entsprechend ist eine obligatorische bzw. eine faktische Transition für die Repräsentation der jeweils betroffenen Integritätskonstituente zu verwenden.

Abschließend werden in der Übersichtsmatrix aus Abb. 136 auf der nächsten Seite die unterschiedlichen modallogischen Ausdrucksmöglichkeiten zusammengefaßt, die in erweiterten Synthetischen Netzen zur Verfügung stehen. Dabei wird der Informationsgehalt der Übersicht gegenüber den voranstehenden Ausführungen in zwei Hinsichten angereichert. Einerseits wird in der zweiten Matrixdimensionen zwischen den temporalen Qualitäten "vergangen", "gegenwärtig" und "zukünftig" differenziert. Gemeint sind jeweils Netzmarkierungen, die einer vorgegebenen Referenzmarkierung vorangehen, mit ihr zusammenfallen bzw. ihr nachfolgen. Andererseits werden die früher erarbeiteten Erkenntnisse über verschiedene Formen der Lebendigkeit von Transitionen einbezogen.

		temporale Qualitäten		
		vergangen	gegenwärtig	zukünftig
modale Qualitäten	Erlaubnis (Möglichkeit)	aktivierte permissive Transitionen	aktivierte permissive Transitionen	lebendige permissive Transitionen
	Notwendigkeit	aktivierte obligatorische Transitionen	aktivierte obligatorische Transitionen	unsterbliche obligatorische Transitionen
	Verbot (Unmöglichkeit)	faktische Transitionen nicht aktivierte permissive/ obligatorische Transitionen	faktische Transitionen nicht aktivierte permissive/ obligatorische Transitionen	faktische Transitionen tote permissive/ obligatorische Transitionen

Abb. 136: Übersicht über die modallogischen Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze

### Anmerkungen zum Kapitel:

- 1) Ebenso kann von einer Möglichkeitsbeziehung gesprochen werden, weil das Schalten einer aktivierten Transition möglich - aber nicht notwendig - ist. In modallogischen Kontexten überwiegt zwar die Differenzierung zwischen den Qualitäten der Notwendigkeit, der Möglichkeit und der Unmöglichkeit. Dennoch wird hier die analoge Unterscheidung zwischen Notwendigkeit, Erlaubnis und Verbot vorgezogen. Dabei entsprechen sich Erlaubnis und Möglichkeit auf der einen Seite sowie Verbot und Unmöglichkeit auf der anderen Seite. Die Wahl der modallogischen Referenztriade spielt bei der Schalterlaubnis oder -möglichkeit von Transitionen noch keine Rolle. Aber das später behandelte Aktivierungsverbot von (faktischen) Transitionen läßt sich nur schwer als Aktivierungsunmöglichkeit interpretieren. Daher wird hier von vornherein auf die Triade "Notwendigkeit - Erlaubnis - Verbot" Bezug genommen.
  - 2) Gemeint sind Stochastische Netze, in denen eine Kategorie von Transitionen vorgesehen wird, die geschaltet werden *müssen*, sobald sie aktiviert sind. Diese Transitions-kategorie bringt die modallogische Qualität der Notwendigkeit zum Ausdruck.
  - 3) An späterer Stelle wird dargelegt, daß Stochastische Netze aufgrund ihrer rigiden Modellierungsprämissen aus der Perspektive der hier vorgelegten Ausarbeitung für die Repräsentation von Prozeßkoordinierungen in komplexen Produktionssystemen ungeeignet erscheinen. A fortiori scheidet für diesen Modellierungszweck auch die oben angesprochene spezielle Variante Stochastischer Netze aus.
  - 4) Die Schaltregel wird allerdings so ausgestaltet, daß sie sowohl die *Schalterlaubnis* als auch die *Schaltnotwendigkeit* von aktivierten Transitionen umfaßt. Daher müßte sie strenggenommen als gemischt-permissive-obligatorische Schaltregel bezeichnet werden. Zwecks Vereinfachung der Diktion wird jedoch auf diese präzise, aber komplizierte Schaltregelbezeichnung verzichtet. Statt dessen wird zwischen permissiven und obligatorischen Transitionen unterschieden: Für permissive Transitionen besteht im Falle ihrer Aktivierung weiterhin die gewöhnliche Schalterlaubnis. Für obligatorische Transitionen wird dagegen die neuartige Schaltnotwendigkeit eingeführt.
  - 5) Damit wird hervorgehoben, daß ihre adjazenten Transitionen weiterhin schalten können (falls sie aktiviert sind), aber keineswegs müssen. Am Begriff der Konzessionskante wird auch dann festgehalten, wenn später faktische Transitionen eingeführt werden. Denn ihre Aktivierungsverbote beziehen sich nicht auf eine charakteristische Eigenschaft ihrer Einflußkanten, sondern auf die Transitionen selbst.
  - 6) Falls eine Transition, die mindestens eine Konzessions- und mindestens eine Obligatkante besitzt, aktiviert ist, lassen sich zwei widersprüchliche Schaltverhaltensweisen vorstellen: Aus der Perspektive der Konzessionskante(n) kann die aktivierte Transition schalten, muß es aber nicht. Aus dem Blickwinkel der Obligatkante(n) muß die Transition dagegen schalten. Die Option des Schaltverzichts, die seitens der Konzessionskante(n) eingeräumt wird, wird zugleich durch die Obligatkante(n) ausgeschlossen. Also ist die Schalt(verzichts)option der aktivierten Transition selbstwidersprüchlich definiert.
  - 7) Gewöhnliche Transitionen werden als konzessive oder permissive Transitionen bezeichnet, je nachdem, ob auf ihre Konzessionskanten oder auf die permissive Schaltregel Bezug genommen wird. Präziser ist der Begriff der permissiven Transition, da er sich auch auf Transitionen mit leeren Einflußbereichen anwenden läßt. Der Begriff konzessiver Transitionen ist in diesem Fall aber problematisch, weil die betroffenen Transitionen überhaupt keine Einflußkanten - a fortiori also auch keine Konzessionskanten - besitzen. Allerdings entspricht die Gegenüberstellung von konzessiven und obligatorischen Transitionen genau der Unterscheidung zwischen Obligat- und Konzessionskanten. Der Verf. erachtet es für müßig, über die "korrekte" Bezeichnungswiese streiten zu wollen. Statt dessen verwendet er für gewöhnliche Transitionen beide Begriffsvarianten als gleichberechtigte Formulierungsalternativen.
  - 8) Dies wird einerseits der modallogischen Qualität ihrer Schaltnotwendigkeit von obligatorischen Transitionen gerecht. Andererseits verstößt dies nicht gegen den permissiven Charakter der Aktivierung gewöhnlicher Transitionen. Alle anderen denkmöglichen Konfliktauflösungen sind dagegen unzulässig: Die Bevorzugung der permissiven Transition verletzt die Schaltnotwendigkeit der obligatorischen Transition. Das Schalten beider Transitionen ist wegen ihrer konfliktionären Aktivierung ausgeschlossen. Der Verzicht auf das Schalten beider Transitionen läuft abermals der Schaltnotwendigkeit der obligatorischen Transition zuwider.
- Ein Problem besonderer Art tritt auf, wenn mehrere obligatorische Transitionen unter derselben Markierung konfliktionär aktiviert sind. Ihrem obligatorischen Charakter entsprechend müßten sie alle geschaltet werden. Aufgrund ihrer konfliktionären Aktivierung darf aber nur eine von ihnen geschaltet werden. Aus diesem Dilemma bestehen zwei Auswege. Entweder wird das Auftreten solcher Situationen von vornherein ausgeschlossen. Dies läßt sich z.B. dadurch erreichen, daß als Integritätsbedingung für die topologische Struktur eines Netzes gefordert wird: Die Nachbarschaften aller obligatorischen Transitionen dürfen keine gemeinsamen Stellen enthalten. Dann können obligatorische Transitionen niemals konfliktionär aktiviert sein. Oder aber die obligatorische Schaltregel wird präzisiert durch den Zusatz: Falls mehrere obligatorische Transitionen unter derselben Markierung konfliktionär aktiviert sind, dann muß von ihnen genau eine geschaltet werden. Auf den ersten Blick erscheint die erste Alternative bevorzugenswert, weil sie modallogische Komplikationen a priori verhindert. Doch sie besitzt den Nachteil, den Modellie-

rungskomfort einzuschränken. Als verdeutlichendes Beispiel wird auf die beiden Transitionen "bearbeitungsende\_mit\_auslastung" ( $t_{12}$ ) und "bearbeitungsende\_ohne\_auslastung" ( $t_{12}$ ) aus der später präsentierten Fallstudie verwiesen. Dort soll ausgedrückt werden, daß das Ende einer Werkstückbearbeitung eintreten muß, sobald die Ausführungsdauer des jeweils erfolgten Arbeitsgangs verstrichen ist. Allerdings hängt die Werkstückauslastung davon ab, ob der Ausgangspuffer der betroffenen Bearbeitungsstation noch freien Speicherplatz für die Werkstückaufnahme besitzt. Dieser Sachverhalt läßt sich klar und mühelos modellieren, wenn die konfliktionäre Aktivierung zweier obligatorischen Transitionen zugelassen wird. Der Verf. hat dagegen keine ähnlich kompakte und übersichtliche Modellierungsalternative erkennen können, die das Verbot konfliktionär aktivierbarer obligatorischer Transitionen erfüllt hätte. Daher hat er sich zugunsten der oben geschilderten zweiten Alternative entschieden, konfliktionär aktivierbare obligatorische Transitionen zuzulassen und von ihnen im Falle ihrer konfliktionären Aktivierung genau eine zu schalten. Dies entspricht auch dem Grundsatz der hier vorgelegten Ausarbeitung, der Ausdrucksmächtigkeit und dem Modellierungskomfort eines Modellierungskonzepts besondere Bedeutung zuzumessen.

9) Allerdings reicht die Ausdruckskraft von obligatorischen Transitionen über die Verwendung von Schaltprioritäten für permissive Transitionen hinaus. Denn für eine permissive Transition mit höchster Schaltpriorität gilt nur, daß sie gegenüber allen anderen permissiven Transitionen bevorzugt wird, die unter derselben Netzmarkierung konfliktionär aktiviert sind und eine geringere Schaltpriorität besitzen. Damit steht aber immer noch nicht fest ob die aktivierte Transition mit der höchsten Schaltpriorität auch tatsächlich geschaltet wird. Denn aufgrund ihres permissiven Charakters darf ihr Schalten auch unterbleiben. Eine aktivierte obligatorische Transition muß dagegen schalten. Diese Schaltnotwendigkeit läßt sich durch Schaltprioritäten für permissive Transitionen grundsätzlich nicht ausdrücken.

10) Aus implementierungstechnischer Sicht wird dadurch die "Kontrollkomponente" der implementierten Netzmodelle modifiziert. Vgl. dazu die Verknüpfung von Schaltregeln (Schaltstrategien) mit dem Aspekt der Kontrolle von informationsverarbeitenden Automaten.

11) Dies gilt allerdings nur für diejenigen obligatorischen Transitionen, die in keinem Aktivierungskonflikt untereinander stehen. Andernfalls muß auch die Vereinbarung, von mehreren konfliktionär aktivierten obligatorischen Transitionen genau eine zu schalten, bei der Netzimplementierung berücksichtigt werden.

12) Bezugspunkt ist hierbei derjenige Erreichbarkeitsgraph, der zu einem Referenzmodell gehört, für das gilt: Es stimmt mit dem untersuchten Netzmodell bis auf die eine Ausnahme überein, daß alle Obligatkanten des untersuchten Netzmodells durch Konzessionskanten ersetzt wurden. Der Erreichbarkeitsgraph des untersuchten Netzmodells mit Obligatkanten stellt immer einen Teilgraphen des Erreichbarkeitsgraphen für das Referenzmodell dar. Dies folgt aus dem Umstand, daß die Schaltnotwendigkeit obligatorischer Transitionen ein Unterfall der Schalterlaubnis von permissiven Transitionen ist. Daher muß jede - permissive oder obligatorische - Transition, die unter einer Markierung des untersuchten Netzmodells aktiviert ist, ebenso unter derselben Markierung im Referenzmodell aktiviert sein. Die Umkehrung gilt jedoch nicht. Denn im Referenzmodell können Transitionen unter Markierungen aktiviert sein, die sich *nur* dadurch erreichen lassen, daß unter einer früheren Markierung auf das Schalten einer aktivierten Transition *verzichtet* wurde. Falls es sich bei dieser letztgenannten Transition um eine obligatorische Transition des untersuchten Netzmodells handelt (die unter der früheren Markierung mit keiner anderen obligatorischen Transition konfliktionär aktiviert war), so ist es im untersuchten Netzmodell unmöglich, die vorgenannten Markierungen zu erreichen. Denn dort darf auf das Schalten der aktivierten obligatorischen Transition nicht verzichtet werden. Dann lassen sich die vorgenannten Markierungen aber qua Voraussetzung nicht mehr erreichen. Folglich fehlen die zugehörigen Schaltkanten und Markierungsknoten des Erreichbarkeitsgraphen für das Referenzmodell im Erreichbarkeitsgraphen für das untersuchte Netzmodell.

13) Vgl. darüber hinaus die Ausführungen zu der Möglichkeit, die Einhaltung von Maximalfristen durch einen Rückgriff auf obligatorische Transitionen zu erzwingen.

14) Gleiches gilt für die beiden Feinnetze aus Abb. 122 u. 123. Sie zeigten, wie sich Makrotransitionen mit konjunktiv verknüpften Produktionsregeln auf Mikrotransitionen zurückführen lassen, die nur noch jeweils eine Produktionsregel repräsentieren. Auch diese Feinnetze litten unter dem Permissivitätsdefekt. Dieser Defekt läßt sich dadurch heilen, daß alle Mikrotransitionen, die keine Ausgangstransitionen der beiden Stellen  $s_1$  und  $s_2$  sind, als obligatorische Transitionen ausgestaltet werden. Daher reicht es im konjunktiven Fall zur Beseitigung des Permissivitätsdefekts aus, die Eingangskanten der Transitionen  $t_{k,i}$  mit  $i \in \{2,3,4\}$  aus Abb. 122 als Obligatkanten zu definieren. Analog dazu sind im adjunktiven Fall die Eingangskanten der Transitionen  $t_{a,i}$  mit  $i \in \{2,3,4,5,6\}$  aus Abb. 123 als Obligatkanten festzulegen. Die beiden Transitionen  $t_{k,1}$  und  $t_{a,1}$  bleiben dagegen unverändert, weil es sich um Ausgangstransitionen der Stellen  $s_1$  und  $s_2$  handelt. Allerdings steht das Konstrukt der Obligatkanten, das zur vollständigen Spezifizierung der beiden Feinnetze erforderlich ist, hier noch nicht zur Verfügung. Daher wird der Permissivitätsdefekt an dieser Stelle nicht weiter beachtet.

15) Es könnte daraus gefolgert werden, auf alle Inhibitorkanten in der Abb. 127 zu verzichten. Sie waren eingeführt worden, um die dort beschriebenen Schaltverzerrungen von Transitionen aus der Nachbarschaft der Makrotransition zu verhindern. Da nun alle Mikrotransitionen im Feinnetz schalten müssen, sobald eine erste von ihnen geschaltet hat, scheinen solche Schaltverzerrungen nicht mehr zu drohen. Dieser Schluß trifft jedoch nur dann mit Sicherheit zu, wenn alle vorgenannten benachbarten Transitionen zur Klasse der permissiven Transitionen gehören. In diesem Sonderfall garantiert die obligatorische Schaltregel, daß zunächst der Schaltprozeß im Feinnetz vollständig ausgeführt wird. Wenn die letzte Mikrotransition  $t_{e/a,5}$  geschaltet hat, ist keine der obligatorischen Mikrotransitionen mehr aktiviert. Erst dann darf wieder eine der benachbarten permissiven Transitionen schalten. Folglich kann es auch nicht zu den erwähnten Schaltverzerrungen kommen. Die Prämisse, alle benachbarten Transitionen müßten permissiver Natur sein, braucht jedoch keineswegs erfüllt zu sein. Statt dessen kann sich unter ihnen auch mindestens eine obligatorische Transition befinden. Falls diese benachbarte obligatorische Transition mit (mindestens) einer der obligatorischen Mikrotransitionen konfliktionär aktiviert ist, ist es zulässig, daß nur die obligatorische benachbarte Transition schaltet. Genau dann drohen aber wieder die bereits dargelegten Schaltverzerrungen. Um diese Gefahr generell auszuschließen, wird weiterhin an der Konstruktion der Inhibitorkanten festgehalten.

16) Da diese Transition keine Einflußkante besitzt, ist sie immer aktiviert, sofern ihre Ausgangsstelle unmarkiert ist. Dabei wird unterstellt, daß die aktivierte Transition tatsächlich in dem Moment schaltet, in dem eine entsprechende Störungsinformation eintritt. Diese Unterstellung läßt sich jedoch im Netz des hier betrachteten Beispiels noch nicht präzise ausdrücken. Dies wird später durch die Einführung von Realtransitionen nachgeholt.

17) Der Prioritätscharakter dieser Bevorzugung einer obligatorischen Transition wurde schon herausgestellt. Daher wäre es ebenso möglich, die Transition "störungseintritt" mit einer höheren Schaltpriorität als die Transition "bearbeitungsbeginn" auszustatten und beide Transitionen zu einer Prioritätsgruppe zusammenzufassen. Beide Vorgehensweisen führen zu äquivalenten Netzmodellen (mit isomorphen Erreichbarkeitsgraphen). Die alternative Verwendung von Schaltprioritäten erfolgt auch in der späteren Fallstudie für die Modellierung von Störungsmöglichkeiten einer Bearbeitungsstation. Dies hat dort den Vorzug, die obligatorischen Transitionen allen Transitionen mit expliziten Schaltprioritäten auf einer noch höheren (impliziten) Prioritätsebene nochmals überzuordnen. Auf diese Weise ist es z.B. möglich, das Ende der Betriebszeit durch das bevorzugte Schalten der obligatorischen Transition "betriebszeitende\_betriebsbereit" auch dann noch eintreten zu lassen, wenn zufällig unter derselben Markierung die Information über eine Störung der modellierten Bearbeitungsstation eintrifft.

18) Es mag irritieren, daß hier nicht vom Schaltverbot für aktivierte Transitionen, sondern von einem Aktivierungsverbot für Transitionen gesprochen wird. Für die Bezugnahme auf Transitionsaktivierungen lassen sich zwei Gründe anführen. Erstens sind im Rahmen des Petrinetz-Konzepts nur für Transitionen, die niemals aktiviert sein dürfen, wohldefinierte Konstrukte etabliert. Dies sind die nachfolgend behandelten faktischen Transitionen. Für Transitionen, die zwar aktiviert sein können, die aber niemals schalten dürfen, kennt der Verf. dagegen kein wohldefiniertes Netzkonstrukt. Dabei wird von jenen Fällen abgesehen, die zwar vom Schaltverbot einer Transition reden, aber inhaltlich das Aktivierungsverbot für faktische Transitionen meinen. Der Verf. zielt nicht darauf ab, für das Schaltverbot aktivierbarer Transitionen ein neuartiges Konstrukt zu kreieren. Daher liegt es nahe, sich auf die bereits eingeführten faktischen Transitionen und ihr Aktivierungsverbot zu beziehen. Zweitens ist eine Transition, die niemals aktiviert sein darf, aus modallogischer Perspektive das *konträre* Gegenteil zu einer aktivierbaren Transition, die im Falle ihrer Aktivierung geschaltet werden muß. Dieses konträre Verhältnis spricht ebenso dafür, den obligatorischen Transitionen mit ihrer Schaltnotwendigkeit die faktischen Transitionen mit ihrem Aktivierungsverbot als Antipode gegenüberzustellen.

19) Aus diesem Aktivierungsverbot faktischer Transitionen für alle zulässigen Markierungen folgt: Eine Netzmarkierung ist unzulässig, wenn unter ihr mindestens eine faktische Transition aktiviert ist. Die Aktivierung einer faktischen Transition ist allerdings nur eine hinreichende, aber keine notwendige Voraussetzung für die Unzulässigkeit einer Netzmarkierung. Denn Markierungen können auch aus anderen Gründen unzulässig sein. Dafür kommt z.B. das Überschreiten der Markenkapazität von mindestens einer Stelle mit beschränkter Markenkapazität in Betracht.

20) Auf faktische Transitionen wurde früher schon mehrfach hingewiesen. Zwar wird zumeist nur von "Fakten" geredet. Diese "Fakten" könnten aber mit den jenen Fakten verwechselt werden, die an früherer Stelle als gültige atomare prädikatenlogische Formeln eingeführt wurden. Daher zieht es der Verf. vor, der Deutlichkeit halber von faktischen Transitionen zu sprechen.

21) Dies entspricht der allgemein üblichen Darstellung von faktischen Transitionen ("F"akten) in der Netzliteratur.

22) Die Implementierung der Schaltregelmodifizierung bereitet keine Schwierigkeiten: Für die Ausgangsmarkierung werden zunächst *alle* aktivierten Transitionen ermittelt. Für die markierungsspezifische Menge aller aktivierten Transitionen wird überprüft, ob sie mindestens eine faktische Transition umfaßt. Wenn dies der Fall ist, wird die Ausgangsmarkierung als unzulässig zurückgewiesen. Andernfalls wird so verfahren, wie es auch bei der permissiven oder obligatorischen Schaltregel geschehen wäre. Jede Folgemarkierung, die durch das Ausführen eines akti-

vierten Schaltschritts von der Ausgangsmarkierung aus erreicht wird, besitzt zunächst nur vorläufigen Charakter: Zuerst wird geprüft, ob unter der Folgemarkierung mindestens eine faktische Transition aktiviert ist. Wenn dieser unzulässige Fall eintritt, wird die vorläufige Folgemarkierung als unzulässig zurückgewiesen und die unmittelbar vorangehende Markierung wiederhergestellt. Andernfalls wird die Folgemarkierung als zulässige Folgemarkierung freigegeben. Danach kann ein weiterer Schaltschritt ausgeführt werden, der unter der Folgemarkierung aktiviert ist usw.

Für das Wiederherstellen der unmittelbar vorangehenden Markierung läßt sich auf das allgemeine Übergangsschema zurückgreifen, das an früherer Stelle vorgestellt worden war. Dort kann für jede Transition der Posttest vorgesehen werden, ob unter der Folgemarkierung, die durch das Schalten der transaktionszugehörigen Transition hervorgebracht wird, mindestens eine faktische Transition aktiviert ist. Falls dieser Posttest erfüllt ist, wird die "UNDO"-Komponente des Übergangsschemas genutzt, um die vorläufig ausgeführte Übergangsoption der Transition zurückzusetzen. Dadurch wird allerdings nur das Ausführen von Schaltschritten abgedeckt, die jeweils aus genau einer Transition bestehen. Für mehrelementige Schaltschritte muß dagegen nach der - vorläufigen - Schaltschrittausführung ein eigenständiger Test erfolgen, ob unter der Folgemarkierung mindestens eine faktische Transition aktiviert ist. Denn es kann der Fall eintreten, daß zwar keine einzelne Transition aus dem Schaltschritt durch ihr isoliertes Schalten eine Folgemarkierung hervorbringt, unter der mindestens eine faktische Transition aktiviert ist, daß aber das gemeinsame Schalten aller schaltschrittzugehörigen Transitionen zu einer solchen unzulässigen Folgemarkierung führt. Immerhin kann aber noch auf die "UNDO"-Komponente zurückgegriffen werden, um die Schalterwirkungen aller schaltschrittzugehörigen Transitionen zu widerrufen, falls der eigenständige Test positiv ausfällt.

23) Für die modallogische Behandlung von nicht-atomaren prädikatenlogischen Formeln gelten die Formelverknüpfungen, denen diejenigen Formeln unterliegen, die zu den Ein- oder Ausgangsstellen einer selben Transition gehören. Vgl. dazu die Ausführungen zur Ein- bzw. Ausgangslogik von Transitionen. Vgl. ebenso die Hinweise zum Verknüpfungscharakter der Transitionen von deklarativen und operationalen Netzmodellen.

24) Es wird in Erinnerung gerufen, daß den Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze operationale Netzmodelle zugrundeliegen. Daher spielen die Transitionen für die Gültigkeit oder Ungültigkeit von Formeln - im Gegensatz zu deklarativen Netzmodellen - zunächst keine Rolle. Vielmehr wird die Gültigkeit oder Ungültigkeit einer Formel durch die Markierung bzw. Nichtmarkierung jener Stelle ausgedrückt, der das Prädikatssymbol der betroffenen Formel zugeordnet ist. Erst jetzt werden Transitionen hinzugezogen, um die mögliche, die notwendige oder die unmögliche Gültigkeit einer Formel darzustellen.

25) In Abb. 129 ist die Eingangstransition der Stelle immer aktiviert. Denn sie besitzt keine Eingangsstelle, und für ihre eine Ausgangsstelle ist keine Beschränkung der Markenkapazität vorgesehen.

26) In Abb. 129 ist die Eingangstransition der Stelle immer aktiviert (vgl. die voranstehende Anmerkung). In einem umfassenderen Netzmodell kann die Notwendigkeit einer Formelgültigkeit auf zwei verschiedene Weisen erfaßt werden. Entweder ist die Formelgültigkeit unbedingt notwendig. Dann wird eine Eingangstransition verwendet, die - wie es in der vorgenannten Abbildung der Fall ist - immer aktiviert ist. Oder die Notwendigkeit der Formelgültigkeit tritt erst dann ein, wenn bestimmte Bedingungen erfüllt sind. Diese Bedingungen werden mit Stellen identifiziert, die den Vorbereich der hier betrachteten Eingangstransition bilden. In diesem Fall ist die Eingangstransition erst dann aktiviert, wenn alle ihre Eingangsstellen markiert, d.h. wenn alle Bedingungen für die Notwendigkeit der Formelgültigkeit erfüllt sind.

27) Vgl. BUCHER (1987), S. 242.

Es mag überraschen, daß für drei modallogische Qualitäten im allgemeinen nur zwei Modaloperatoren verwendet werden. Dies entspricht aber der modallogischen Konvention, die Unmöglichkeit einer Formelgültigkeit darauf zurückzuführen, daß die Möglichkeit der Formelgültigkeit negiert wird. Darüber hinaus kann sogar der Modaloperator der Notwendigkeit durch eine zweifache Negation auf den Modaloperator der Möglichkeit definitiv reduziert werden. Vgl. zu den beiden voranstehend skizzierten Optionen wiederum BUCHER (1987), S. 242. Auf beide "Vereinfachungen" wird hier aber bewußt verzichtet, um die jeweils betrachtete modallogische Qualität unmittelbar - und nicht auf indirekte Weise über reduzierende Definitionen - ansprechen zu können.

Aus dem gleichen Grund wird auf eine ähnliche Vereinfachungsoption verzichtet, die sich auf die Austauschbarkeit von obligatorischen und faktischen Transitionen bezieht: Beide Transitionsarten können sich aufgrund des antipodischen Charakters von Schaltnotwendigkeiten für obligatorische Transitionen und von Schaltverboten für faktische Transitionen bei der Repräsentation eines Sachverhalts wechselseitig ersetzen. So läßt sich, anstatt die Notwendigkeit eines Sachverhalts auszudrücken, auch die Unmöglichkeit des Negats desselben Sachverhalts repräsentieren. Beide Darstellungsweisen sind aus modallogischer Perspektive äquivalent. Im ersten Fall wird das sachverhaltsrepräsentierende Prädikatssymbol einer Stelle zugeordnet, zu deren Vorbereich eine obligatorische Transition gehört. Im zweiten Fall wird das Prädikatssymbol, welches das Negat desselben Sachverhalts ausdrückt, einer anderen Stelle zugeschrieben, zu deren Nachbereich eine faktische Transition zählt. Obligatorische und faktische Transition sind in beiden vorgenannten Fällen nur mit der jeweils angeführten einen Stelle verknüpft. Vgl. dazu auch die Konstruktionen in Abb. 129. In analoger Weise kann auch das Verbot eines Sachverhalts dadurch ausgedrückt werden, daß das Negat desselben Sachverhalts als notwendig ausgezeichnet wird.

Wegen dieser wechselseitigen Transformationsmöglichkeit ist es nicht notwendig, obligatorische und faktische Transitionen zugleich zu verwenden. Dennoch werden für die Erweiterung des Kernkonzepts Synthetischer Netze beide modallogischen Optionen bereitgehalten. Denn es entspricht der Forderung nach unmittelbarer Modellierung, die modallogischen Qualitäten der Notwendigkeit und des Verbots durch eigenständige Konstrukte direkt zu erfassen. Würde dagegen auf die o.a. Transformation zurückgegriffen, um entweder obligatorische oder aber faktische Transitionen einzusparen, so bedeutet dies zugleich eine mittelbare Modellierung von Notwendigkeiten bzw. Verboten. Denn die Anwendung der beiden o.a. Transformationen führt über das Negat des interessierenden Sachverhalts stets zu einer indirekten Modellierungsweise.

28) Die Bedeutung, die Integritätsbedingungen bei der Modellierung von Realproblemen zukommen kann, wurde bereits herausgestellt. Vgl. auch die spätere Einbettung von Integritätsbedingungen in den Kontext von Modellverifizierungen. Ausführliche Beiträge, die sich mit der Repräsentation und Überwachung von Integritätsbedingungen in Netzmodellen befassen, finden sich bei OBERWEIS (1988b), S. 303ff.; OBERWEIS (1989b), S. 1ff.; ZELEWSKI (1989c), S. 7ff.; OBERWEIS (1990a), S. 116ff. (dort noch nicht explizit als Integritätsbedingungen angesprochen) und - vor allem - S. 136ff.

29) Wie sich die Menge  $IB_S$  konkret formulieren läßt, wird später mit Hilfe faktischer Transitionen demonstriert. Vorerst kann der Einfachheit halber angenommen werden, alle netzspezifischen Integritätsbedingungen würden in der Menge  $IB_S$  aufgelistet.

Das Subskript "S" Menge  $IB_S$  verweist darauf, daß es sich um netzspezifische Integritätsbedingungen handelt. Die Vereinigungsmenge  $IB^*$  aus der Menge  $IB$  aller netzkonstitutiven Integritätsbedingungen und aus der Menge  $IB_S$  aller netzspezifischen Integritätsbedingungen wird als erweiterte Integritätsmenge bezeichnet:  $IB^* = IB \cup IB_S$ . Die Menge  $IB_S$  der netzspezifischen Integritätsbedingungen kann auch leer sein. Dann fällt die erweiterte Integritätsmenge mit der Menge aller netzkonstitutiven Integritätsbedingungen zusammen ( $IB_S = \emptyset \wedge IB^* = IB$ ).

30) Vgl. dazu die Ausführungen zu Integritätsbedingungen, die anläßlich der systemtheoretischen Konzeptualisierung erfolgten.

31) Beispielsweise ist die explizite Behandlung von Integritätsbedingungen im Rahmen der Netzplantechnik unbekannt. Ebenso beklagt WINTER,RO. (1991), S. 191, im Bereich automatengestützter PPS-Systeme das Fehlen "mächtiger Mechanismen zur Definition und Einhaltung komplexer Integritätsbedingungen".

32) Die Integrität eines Netzmodells ist genau dann gewahrt, wenn es niemals möglich ist, in einen unzulässigen Modellzustand zu gelangen, d.h. wenn es unmöglich ist, eine unzulässige Markierung mit einer unzulässigen Faktenmenge zu erreichen. Es wird dann auch kurz von einem integren Netzmodell gesprochen.

33) Es wird hier stets ein Netzmodell vorausgesetzt, das bereits allen *netzkonstitutiven* Integritätsbedingungen aus der Integritätsmenge  $IB$  gerecht wird.

34) Umgekehrt werden alle Ausgangsmarkierungen, unter denen mindestens eine Integritätsformel aus der Menge  $IB_S$  ungültig ist, als unzulässig zurückgewiesen.

35) Die Gültigkeit aller Integritätsformeln bedeutet zugleich die Erfüllung aller netzspezifischen und -konstitutiven Integritätsbedingungen. Denn die netzspezifischen Integritätsbedingungen wurden jeweils durch genau eine Integritätsformel definiert. Für die netzkonstitutiven Integritätsbedingungen wurde dagegen vorausgesetzt, daß sie bereits von der Ausgangsmarkierung des betrachteten Netzmodells erfüllt werden. Sie können durch das spätere Schalten von Transitionen im Netzmodell nicht mehr verletzt werden.

Die Menge der erreichbaren Markierungen kann durchaus eine echte Teilmenge der Menge aller zulässigen Netzmarkierungen sein. Dies ist genau dann der Fall, wenn mindestens eine Netzmarkierung existiert, unter der alle Integritätsformeln gültig sind, die sich aber von der Ausgangsmarkierung des Netzes aus überhaupt nicht erreichen läßt. Daher läßt sich zwischen zwei unterschiedlich weit definierten Zulässigkeitsbegriffen differenzieren: Die Zulässigkeit im engeren Sinne wird mit der Erreichbarkeit einer Netzmarkierung identifiziert. Dieses enge Zulässigkeitsverständnis die Markierungszulässigkeit nicht nur an die Gültigkeit von Integritätsformeln, sondern ebenso an die Beachtung der dynamischen Netzstruktur. Dagegen erfordert die Zulässigkeit im weiteren Sinne lediglich, daß unter einer Netzmarkierung alle Integritätsformeln gültig sind. Die Netzmarkierung muß jedoch nicht die dynamische Netzstruktur wahren. Es kann sich daher auch um eine nicht erreichbare Markierung handeln. Auf diesem weiten Begriffsverständnis beruhen die Ausführungen dieses Kapitels.

36) Umgekehrt gilt ebenso: Die Integrität eines Netzmodells ist genau dann verletzt, wenn sich mindestens eine Markierung erreichen läßt, unter der mindestens eine Integritätsformel ungültig ist.

37) Der Grenzfall  $K_w=0$  ist für Integritätsformeln vorgesehen, die zu nullstelligen aussagenlogischen Formeln  $ib_w()$  degenerieren.

38) Diese Integritätsformeln wurden schon im Zusammenhang mit dem allgemeinen Übergangsschema eingeführt.



- 39) Die nachfolgenden Einschränkungen stellen sicher, daß Integritätsbedingungen auf übersichtliche Weise durch faktische oder obligatorische Transitionen repräsentiert werden können.
- 40) Die beiden Grenzfälle  $K_u=0$  und  $K_v=0$  dienen wieder dazu, degenerierte aussagenlogische Integritätsformeln abzudecken.
- 41) Die gleiche Voraussetzung findet sich bei JEUSFELD (1990), S. 6 (Definition 2-1).
- 42) Für eine Integritätsformel muß in jedem Zustand eines Netzmodells entschieden werden können, ob die Formel entweder gültig oder aber ungültig ist. Andernfalls wäre sie nicht in der Lage, eine Integritätsbedingung wiederzugeben, die *genau* dann (un)gültig ist, wenn der Netzzustand (un)zulässig ist. Die Gültigkeit oder Ungültigkeit einer prädikatenlogischen Formeln läßt aber nur dann immer entscheiden, wenn es sich um eine wahrheitsdefinite Formel handelt. Wahrheitsdefinite Formeln zeichnen sich dadurch aus, daß sie keine freien Variablen enthalten. Folglich darf auch eine Integritätsformel keine freien Variablen umfassen. Die gleiche Festlegung findet sich bei WIERINGA (1989), S. 160 ("closed formula"). Vgl. auch ESTER (1989), S. 65, der eine implizite Allquantifizierung voraussetzt (darüber hinaus wird hier aber auch eine Existenzquantifizierung zugelassen). Konstante Integritätsformeln erfüllen die Prämisse der Variablenfreiheit von vornherein. Eine abweichende Ansicht findet sich dagegen bei JEUSFELD (1990), S. 6. Dort werden für Integritätsbedingungen auch offene Formeln mit freien Variablen zugelassen. Deren kompliziertere Handhabung wird hier aber nicht weiter berücksichtigt.
- 43) Zwar läßt sich daran denken, statt dessen nach der Ungültigkeit einer Integritätsformel zu forschen. Diese Option läßt sich aber in Netzmodellen nicht unmittelbar verwirklichen. Denn Netzmodelle zeichnen sich dadurch aus, daß in ihnen unmittelbar immer nur die *Gültigkeit* einer Formel unter einer Netzmarkierung festgestellt werden kann.
- 44) Dies schließt auch den Grenzfall ein, daß überhaupt keine netzspezifischen Integritätsbedingungen vorgesehen sind ( $IB_S = \emptyset$ ). Dann sind weder Integritätsformeln noch -konstituenten definiert. In diesem Fall kann auch keine Integritätskonstituente gültig sein. Infolgedessen ist es unmöglich, jemals die Verletzung einer netzspezifischen Integritätsbedingung festzustellen.
- 45) Strenggenommen folgt aus den voranstehenden Erläuterungen mit den Subjugaten für verletzte Integritätsbedingungen nur die schwächere Implikation: Wenn mindestens eine der Integritätskonstituenten gültig ist, dann liegt eine Integritätsverletzung vor. Die Umkehrung - "Wenn eine Integritätsverletzung vorliegt, dann ist mindestens eine der Integritätskonstituenten gültig." - braucht jedoch nicht zuzutreffen. Denn eine Integritätsverletzung könnte auch dadurch verursacht sein, daß eine der netzkonstitutiven Integritätsbedingungen nicht erfüllt ist. Dann wäre es möglich, daß die Modellintegrität verletzt ist, *obwohl* alle netzspezifischen Integritätsbedingungen erfüllt und somit auch alle Integritätskonstituenten gültig sind. Diese Denkmöglichkeit wurde jedoch durch die Prämisse ausgeschlossen, daß die Erfüllung aller netzkonstitutiven Integritätsbedingungen von vornherein vorausgesetzt wird. Nur unter dieser Annahme trifft die oben angeführte starke Äquivalenz zu.
- 46) Die alternative Benutzung von obligatorischen Transitionen folgt in Kürze.
- 47) Falls unter der Ausgangsmarkierung mindestens eine faktische Transition aktiviert ist, wird die Ausgangsmarkierung als unzulässig zurückgewiesen.
- 48) Wenn durch das Ausführen eines Schaltschritts, der unter Referenzmarkierung aktiviert war, eine Folgemarkierung erreicht würde, unter der mindestens eine faktische Transition aktiviert ist, so wird die Folgemarkierung als unzulässig zurückgewiesen und zur Referenzmarkierung zurückgekehrt.
- 49) Solange keine ausdrücklich abweichenden Festlegungen erfolgen, wird fortan vorausgesetzt: Die modale Schaltregel gelangt zum Einsatz, sobald ein Netzmodell mindestens eine faktische Transition für die Repräsentation einer Integritätskonstituente umfaßt.
- 50) Der Fall  $V=0$  deckt alle Netzmodelle ab, für die keine netzspezifischen Integritätsbedingungen vorgesehen sind. Solche Netzmodelle enthalten per constructionem auch keine faktischen Transitionen für die Repräsentation von Integritätsformeln. Auf diese Weise ist gewährleistet, daß die Faktenbedingung  $IB_F$  für alle Netzmodelle wohldefiniert ist unabhängig davon, ob in den Netzmodellen faktische Transitionen vorkommen.
- 51) An dieser Stelle wird deutlich, daß die frühere "formale" Vereinbarung, die Ausgangsmarkierung zu ihrer eigenen Erreichbarkeitsmenge zu zählen, pragmatische Vorteile beim Umgang mit Netzmodellen schafft.
- 52) Das trifft allerdings nur unter der Voraussetzung zu, daß seine Faktenbedingung  $IB_F$  tatsächlich erfüllt ist. Daher ist die Überprüfung der Faktenbedingung  $IB_F$  weiterhin erforderlich, um entweder die Integrität des Netzmodells nachzuweisen (Faktenbedingung erfüllt) oder aber mögliche Integritätsverletzungen aufzuzeigen (Faktenbedingung nicht erfüllt).
- 53) Es wird daran erinnert, daß die Variante operationaler Netzmodelle vorausgesetzt wurde, die eine entsprechende Interpretation von Netzmarkierungen erlauben.

54) Existenzquantoren erfordern die Verwendung von Inhibitorkanten. Vgl. dazu die beiden letzten der nachfolgend behandelten vier Beispiele. Auf diese Weise lassen sich in operationalen Netzmodellen existenzquantifizierte Formeln erfassen, ohne die Skolemisierungs-Operationen ausführen zu müssen, die in deklarativen Netzmodellen für die Ersetzung von Existenz- durch Allquantoren notwendig sind.

55) Die Subskripte "a.n", "e.p", "a.p" und "e.n" verweisen auf die jeweils verwandten Quantoren ("a" für All- und "e" für Existenzquantoren) und auf den Umgang mit den zugrundeliegenden atomaren Basisformeln ("p" für nicht-negierte und "n" für negierte atomare Basisformeln).

56) Denn dann ist per constructionem die Integritätskonstituente  $ik_{a,n}(X_1, X_2)$  gültig. Somit ist das Negat der Integritätskonstituente - die Integritätsbedingung  $ib_{a,n}(X_1, X_2)$  - ungültig. Also liegt eine Integritätsverletzung vor; q.e.d.

57) Denn dann ist per constructionem die Integritätskonstituente  $ik_{e,p}(X_1, X_2)$  gültig. Somit ist das Negat der Integritätskonstituente - die Integritätsbedingung  $ib_{e,p}(X_1, X_2)$  - ungültig. Also liegt eine Integritätsverletzung vor; q.e.d.

58) An früherer Stelle wurde dargelegt, daß in operationalen Netzmodellen durch die Markierung einer Stelle immer nur die Gültigkeit von atomaren Formeln repräsentiert wird, die aus dem Prädikatssymbol der Stelle abgeleitet sind. Daraus auf die Ungültigkeit aller anderen ableitbaren atomaren Formeln zu schließen, ist jedoch im allgemeinen unzulässig. Statt dessen herrscht nur ein *Nichtwissen* hinsichtlich der Gültigkeitsstati aller anderen ableitbaren atomaren Formeln. Nur unter speziellen Voraussetzungen wäre die Folgerung der Formelungültigkeit korrekt. Dies wäre z.B. dann der Fall, wenn die Definitionsbereiche der involvierten Variablen  $X_1$  und  $X_2$  endlich sind und Komplementärstellen verwendet werden. Solche speziellen Verhältnisse liegen hier aber nicht vor. Daher bleibt die Ungültigkeit der anderen ableitbaren atomaren Formeln offen.

59) Denn dann ist per constructionem die Integritätskonstituente  $ik_{a,p}(X_1, X_2)$  gültig. Somit ist das Negat der Integritätskonstituente - die Integritätsbedingung  $ib_{a,p}(X_1, X_2)$  - ungültig. Also liegt eine Integritätsverletzung vor; q.e.d.

60) Diese Überprüfung ließe sich nur dann verwirklichen, wenn die Definitionsbereiche der beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  endlich wären. In diesem Fall könnte untersucht werden, ob die Stelle  $s_{e,n}$ , der das Prädikatssymbol  $Prä_{e,n}$  für die atomare Basisformel  $prä_{e,n}(X_1, X_2)$  zugeordnet ist, unter einer Markierung  $M_i$  so viele Markenkopien trägt, daß die atomare Basisformel  $prä_{e,n}(X_1, X_2)$  für *alle* zulässigen Belegungen ihrer beiden Variablen  $X_1$  und  $X_2$  gültig ist. Wie diese Untersuchung konkret realisiert werden kann, wird hier nicht weiter ausgeführt. Denn sie scheidet grundsätzlich aus, sobald der Definitionsbereich von mindestens einer Variablen unendlich ist. In dieser Arbeit wurde grundsätzlich gestattet, daß die Definitionsbereiche der Variablen aus prädikatenlogischen Formeln unendlich viele Elemente umfassen dürfen. Folglich läßt sich die zuvor skizzierte Vorgehensweise nicht verwirklichen.

61) Denn dann ist per constructionem die Integritätskonstituente  $ik_{e,n}(X_1, X_2)$  gültig. Somit ist das Negat der Integritätskonstituente - die Integritätsbedingung  $ib_{e,n}(X_1, X_2)$  - ungültig. Also liegt eine Integritätsverletzung vor; q.e.d.

62) Netzmarkierungen erfüllen diese Anforderung immer dann, wenn keine der drei Transitionen  $t_{e/a,1}$ ,  $t_{e/a,2}$  oder  $t_{e/a,3}$  geschaltet worden ist.

63) Netzmarkierungen erfüllen diese Anforderung immer dann, wenn entweder die beiden Transitionen  $t_{e/a,1}$  und  $t_{e/a,2}$  oder aber die beiden Transitionen  $t_{e/a,1}$  und  $t_{e/a,3}$  jeweils zugleich geschaltet worden sind.

64) Die beiden Prädikatssymbole mit den Namen  $Prä_1$  und  $Prä_2$  wurden im Netz aus der Abb. 135 nicht explizit angeführt, da sie in der dort vorgetragenen Argumentation nicht benötigt wurden. Sie können aber jederzeit zu diesem Netz ergänzt werden. Umgekehrt werden aus diesem Netz die Markenkapazitäten  $KAP_{e/a,1}$  und  $KAP_{e/a,2}$  der beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  bzw.  $s_{e/a,2}$  unverändert übernommen. Sie werden z.B. für nachfolgende Äquivalenztransformationen benötigt. Sie werden ebenso später eine Rolle spielen, wenn die Konstruktion der Netzrepräsentation für das zweite Beispiel abgewandelt wird.

65) Es lassen sich auch andere atomare Basisformeln ableiten, wie z.B. die variable atomare Basisformel  $prä_2(X)$ . Sie werden aber für das hier thematisierte Beispiel nicht benötigt.

66) Für die Nichtmarkierung einer Stelle wird von vornherein die Kurznotation  $fakt_{k,p}(prä_k(\emptyset))$  mit  $k \in \{1,2\}$  verwendet. Sie wurde schon in zwei von den vier zuvor erläuterten Beispielsvarianten benutzt.

67) An früherer Stelle wurde dargelegt, daß Stellen, die nur Kopien der Basismarke aufzunehmen vermögen und daher aussagenlogische Qualität besitzen, in Synthetischen Netzen durch besondere einstellige Prädikatssymbole mit der Argumentsorte "bas\_marke" interpretiert werden.

68) Die erste Teilformel aus der viergliedrigen Adjugatformel stellt für das Netz aus der Abb. 135 eine kontradiktorische Formel dar. Denn in diesem Netz gilt bereits *vor Ergänzung* der noch zu konstruierenden faktischen Transitionen und ihrer adjazenten Kanten: Erstens können wegen der beschränkten Markenkapazität  $KAP_{e/a,1} = 2$  auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  immer nur 0, 1 oder 2 Kopien der Basismarke liegen. Zweitens lassen sich über die eine Eingangskante der Stelle  $s_{e/a,1}$  mit dem Kantengewicht "2< $\emptyset$ >" immer nur zwei Kopien der Basismarke auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  ablegen. Drittens können über die eine Ausgangskante der Stelle  $s_{e/a,1}$  mit dem Kantengewicht "2< $\emptyset$ >" immer nur zwei

Kopien der Basismarke von der Stelle  $s_{e/a,1}$  abgezogen werden. Unter der Ausgangsmarkierung liegen auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  zwei Kopien der Basismarke. Daher ist es unmöglich, daß sich auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  unter irgendeiner erreichbaren Markierung genau eine Kopie der Basismarke befindet. Folglich können unter jeder erreichbaren Markierung auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  immer nur 0 oder 2 Kopien der Basismarke ruhen. Die erste Teilformel aus der viergliedrigen Adjugatformel schließt aber genau diese beiden Fälle aus. Daher ist diese Teilformel immer ungültig. Der Gültigkeitsstatus der viergliedrigen Adjugatformel bleibt unverändert, wenn sie um eine immer ungültige, also kontradiktorische Teilformel vermindert oder erweitert wird. Daher wird die kontradiktorische Teilformel aus der Adjugatformel bei der nächsten Äquivalenzumformung ersatzlos gestrichen.

69) Bei der vierten Teilformel aus der viergliedrigen Adjugatformel handelt es sich wiederum um eine kontradiktorische Formel. Denn es gilt: Wegen der beschränkten Markenkapazität  $KAP_{e/a,2}=1$  können sich auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  immer nur 0 Kopien oder 1 Kopie der Basismarke befinden. Daher ist die vierte Teilformel immer ungültig. Folglich wird die kontradiktorische Teilformel aus der viergliedrigen Adjugatformel bei der nächsten Äquivalenzumformung eliminiert (vgl. die voranstehende Anmerkung).

70) Wegen der beschränkten Markenkapazitäten der beiden Stellen  $s_{e/a,1}$  und  $s_{e/a,2}$  und der Gewichtung ihrer adjazenten Kanten (vor Einführung der faktischen Transitionen) können sich unter jeder erreichbaren Markierung auf der Stelle  $s_{e/a,1}$  nur entweder 0 oder aber 2 und auf der Stelle  $s_{e/a,2}$  nur entweder 0 oder aber 1 Kopie(n) der Basismarke befinden. Das wurde schon dargelegt. Daher lassen sich die o.a. negierten faktischen Teilformeln wie folgt äquivalent transformieren:

$$\begin{aligned} \neg \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) &\Leftrightarrow \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) \\ \neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)) &\Leftrightarrow \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)) \\ \neg \text{fakt}_t(1, \text{prä}_2(\emptyset)) &\Leftrightarrow \text{fakt}_t(0, \text{prä}_2(\emptyset)) \\ \neg \text{fakt}_t(0, \text{prä}_1(\emptyset)) &\Leftrightarrow \text{fakt}_t(2, \text{prä}_1(\emptyset)) \end{aligned}$$

71) Beim folgenden Umformungsschritt werden lediglich die Kommutativgesetze der Kon- und Adjunktion ausgenutzt, um die vier faktischen Teilformeln äquivalent umzugruppieren.

72) Der Deutlichkeit halber wird darauf hingewiesen, daß das umgangssprachliche "oder" hier - wie auch sonst in dieser Arbeit - im *inklusive* Sinne verendet wird.

73) Das Feinnetz aus der Abb. 130 enthält keine anderen faktischen Transitionen als die beiden (Mikro-)Transitionen  $t_{e/a,6}$  und  $t_{e/a,7}$ . Daher läßt sich die Faktenbedingung  $IB_F$  für das Feinnetz unmittelbar aus der Faktenbedingung gewinnen, die schon kurz zuvor angeführt wurde. Es braucht lediglich die triviale Umbenennung der beiden faktischen Transitionen berücksichtigt zu werden:

$$IB_F : \Leftrightarrow \{ \forall (M_t \in RM(M_0)) : (\neg \text{AKT}(t_{e/a,6}, M_t) \wedge (\neg \text{AKT}(t_{e/a,7}, M_t))) \}$$

74) Dies ist eine Konsequenz der Schaltregel für Petrinetze: Erstens wird der Fall betrachtet, daß sich auf der Stelle  $s_{e/a,k}$  keine Kopie der Basismarke befindet. Dann ist die Transition  $t_{e/a,1}$  in bezug auf die Stelle  $s_{e/a,k}$  - einerseits aktiviert, wenn sich zwischen der Stelle und der Transition eine Inhibitorkante erstreckt. Dies folgt unmittelbar aus der Definition von Inhibitorkanten ("Nulltest"). Andererseits ist die Transition aber ebenso aktiviert, falls von ihr aus eine Ausgangskante zu der Stelle führt. Denn diese Ausgangskante ist mit Markenkapazität der betroffenen Stelle gewichtet. Da die Stelle qua Voraussetzung unmarkiert ist, kann beim Schalten der Transition exakt diese Anzahl von Markenkopien auf der Stelle abgelegt werden und dadurch ihre Markenkapazität vollständig ausfüllen. Zweitens kommt der Fall in Betracht, daß sich auf der Stelle  $s_{e/a,k}$  genau so viele Kopien der Basismarke aufhalten, wie die Markenkapazität der Stelle angibt. Dann kann die Transition  $t_{e/a,1}$  nicht aktiviert sein, wenn sich zwischen der Stelle und der Transition eine Inhibitorkante erstreckt. Denn die Voraussetzung, daß jede Markenkapazität eine endliche *positive* Größe darstellt, läßt den "Nulltest" der Inhibitorkante notwendig scheitern. Ebenso ist die Aktivierung der Transition unmöglich, falls von ihr aus eine Ausgangskante zu der Stelle führt. Denn über diese Ausgangskante müßten beim Schalten der Transition so viele Kopien auf der Stelle abgelegt werden, wie ihre Markenkapazität angibt. Auf der Stelle befinden sich aber bereits so viele Markenkopien. Daher ist die Aktivierung der Transition abermals ausgeschlossen. Weitere Fälle können aufgrund der o.a. speziellen Voraussetzungen nicht existieren. Folglich ist nachgewiesen, daß die Aktivierung der Transition  $t_{e/a,1}$  in keiner Weise davon abhängt, ob sie mit der Stelle  $s_{e/a,k}$  entweder über eine Inhibitor- oder aber über eine Ausgangskante verknüpft ist; q.e.d.

75) Das Netz der unteren Hälfte weicht vom Teilnetz aus der Abb. 130 lediglich durch die beiden Prädikatssymbole mit den Namen  $\text{Prä}_1$  und  $\text{Prä}_2$  ab. Dies ist aber unbeachtlich. Denn es wurde schon in einer früheren Anmerkung darauf hingewiesen, daß die beiden Prädikatssymbole jederzeit in das Teilnetz aus der Abb. 130 aufgenommen werden können.

76) Wenn die Konstruktionsideen benutzt werden, die in den vier Varianten des ersten Beispiels dargelegt wurden, besitzt die faktische Transition ausschließlich Einflußkanten. Dann erstreckt sich die oben definierte Kantensubstitution auf *alle* adjazenten Kanten der betroffenen faktischen Transition. Dies gilt auch für alle Inhibitorkanten. Sie werden ebenfalls von Konzessions- in Obligatkanten transformiert.

Statt dessen ist es ebenso möglich, alle Einflußkanten der faktischen Transition, die keine Inhibitorkanten darstellen, durch gleichgewichtete, obligatorische Informationskanten der obligatorischen Transition zu ersetzen. Da Inhibitorkanten von vornherein Informationskanten darstellen, ändert sich an ihrer Transformation von Konzessions- in Obligatkanten nichts. Auf diese Weise wird derjenige Aspekt der Netzmarkierung, der infolge Ungültigkeit einer Integritätsformel die Integrität des Netzmodells verletzt, beim notwendigen Schalten der aktivierten obligatorischen Transition nicht verändert. Ob eine solche Aufrechterhaltung des integritätsverletzenden Markierungsaspekts erwünscht ist, steht im Belieben des Modellierungsträgers.

Schließlich kann mitunter auch auf die alternative Konstruktionsweise zurückgegriffen werden, die zum Abschluß des zweiten Beispiels erläutert wurde. In diesem Fall werden die Ausgangskanten einer faktischen Transition durch die ersetzende obligatorische Transition unverändert übernommen. Denn Obligatkanten sind nur als Einflußkanten von obligatorischen Transitionen definiert. Die zuvor skizzierte Option, integritätsverletzende Markierungsaspekte durch die ausschließliche Verwendung von Informationskanten zu bewahren, steht dann wegen der markierungsbeeinflussenden Ausgangskanten aber nicht mehr zur Verfügung.

77) Eine permissive Transition wäre dagegen nicht in der Lage, diese Äquivalenzbeziehung zu erfüllen. Denn für eine permissive Transition würde - unter sonst unveränderten Bedingungen - gelten: Sie *kann* genau dann schalten, wenn die repräsentierte Integritätskonstituente gültig ist. Die Schaltregelpermissivität läßt in diesem Fall zu, daß die Transition *nicht geschaltet* wird, obwohl die Integritätskonstituente gültig ist. Daher treffen die oben vorgetragenen Argumente nur auf obligatorische Transitionen zu.

78) Damit die betrachtete Fehlermeldung ihren spezifischen Charakter nicht verlieren kann, darf die Stelle nur diese eine obligatorische Transition als Eingangstransition besitzen.

79) Diese Darstellungsweise wird in der später präsentierten Fallstudie benutzt, um eine inkonsistente Festlegung von Koordinierungsbeginn und -ende anzuzeigen.

80) Diese Vorgehensweise empfiehlt sich, wenn die eindeutige Identifizierung der ungültigen Integritätsformel so lange Texte erfordert, daß ihre Wiedergabe durch ein Prädikatssymbol nicht mehr erwünscht ist. Die Benutzung einer Attributmarkenkopie ist sogar unerlässlich, wenn die auszugebende Fehlermeldung zusätzliche Angaben über die Netzmarkierung enthalten soll, unter der eine Integritätsverletzung eingetreten ist. Im o.a. Beispiel kann dies dadurch geschehen, daß die Attributausprägung der Markenkopie auf der Integritätsstelle um die Terme  $te_1, \dots, te_k$  aus dem Argument der Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_k)$  erweitert wird. Falls eine Integritätsverletzung vorliegt, weil die Integritätskonstituente  $ik_v(te_1, \dots, te_k)$  gültig ist, läßt sich aus den variablenfreien Grundtermen ihres Arguments ablesen, welche Markenkopien auf welchen benachbarten Stellen die integritätsverletzende Aktivierung der zugehörigen obligatorischen Transition hervorgerufen haben.

81) Bei WINTER,RO. (1991), S. 212 (ähnlich auf S. 223), findet sich die vage Andeutung, die Einhaltung von Integritätsbedingungen lasse sich durch "Trigger-Konzepte" unterstützen. Diese Anregung wird hier anhand der Triggertransitionen in eine konkrete Netzkonstruktion umgesetzt. Diese Triggertransitionen stellen eine Manifestierung jener Integritätsregeln dar, die WINTER,RO. (1991), auf S. 224 u. 229 erörtert. Denn es bereitet keine Schwierigkeiten, die Schaltvoraussetzungen und -wirkungen der Triggertransitionen als (Komplexe aus) Produktionsregeln zu spezifizieren. Vgl. dazu die Konstruktion operationaler Netzmodelle und die produktionsregelbezogenen Erweiterungen von Schaltvorschriften. Mit solchen Produktionsregel(komplexe)n können die Integritätsregeln, die WINTER anspricht, in ein Netzmodell eingebunden werden. Weitere Hinweise auf die Möglichkeit, Integritätsbedingungen durch Trigger überwachen zu lassen, finden sich in den Quellen, die bei der Erläuterung des allgemeinen Übergangsschemas für Transitionen aufgeführt wurden.

82) Der Einzelfallbezug erlaubt es, die Modellierungsentscheidung für verschiedene Integritätsformeln in unterschiedlicher Weise zu treffen. Daher kann im selben Netzmodell eine Integritätsformel durch eine obligatorische Transition repräsentiert werden, während eine andere Integritätsformel durch eine faktische Transition repräsentiert wird.

## 6.4 Semiotische Bereicherung von Netzmodellen

### 6.4.1 Semantische Erweiterungen

Synthetische Netze weisen bereits in ihrem Kernkonzept eine reichhaltige, unterschiedlich ausdifferenzierte Semantik auf. Dabei handelt es sich zunächst um die Interpretation der rein syntaktisch definierten Prädikatssymbole, die den Stellen eines Netzes zugeordnet sind. Sie werden einerseits durch die teilevaluierten atomaren prädikatenlogischen Formelvorkommnisse interpretiert, die in den Anschriften der Netzkanten enthalten sind. Aus prädikatenlogischer Perspektive liegt aber nur eine partielle Interpretation der Prädikatssymbole vor, weil die Formelvorkommnisse in der Regel noch Variablen umfassen. Andererseits werden die Prädikatssymbole der Stellen ebenso durch die vollevaluierten, konstanten atomaren prädikatenlogischen Formelvorkommnisse interpretiert, die in der Ausgangsfaktenmenge des Netzes als gültige Formeln ausgezeichnet sind. Die deklarative Semantik eines Netzes ist die Gesamtheit aller gültigen Formeln, die (prädikaten-)logische Konsequenzen der Ausgangsfaktenmenge des Netzes darstellen. Die operationale Semantik umfaßt dagegen aus prädikatenlogischer Perspektive alle gültigen Formeln, die aus der Ausgangsfaktenmenge durch Inferenzen abgeleitet werden können. Hinzu kommt eine spezielle operationale Semantik, die sich durch den Erreichbarkeitsgraphen eines Netzes ausdrücken läßt. Sie erstreckt sich auf alle gültigen Formeln, die als Fakten zu den Faktenmengen der erreichbaren Markierungen eines Netzes gehören. Unter bestimmten, früher ausführlicher erläuterten Voraussetzungen fallen die deklarative, die inferenzbezogen-operationale und die erreichbarkeitsbezogen-operationale Semantik von Netzen zusammen.

Die voranstehend skizzierten Aspekte werden im folgenden nicht weiter behandelt. Sie konstituieren ausschließlich die *formale* Semantik von Netzen. Diese formale Netzsemantik bezieht sich ausschließlich auf formalsprachlich konstruierte Objekte. Sie läßt grundsätzlich alle realen Objekte außer acht, die außerhalb des formalsprachlichen Horizonts existieren<sup>1)</sup>. Für die Modellierung von Realproblemen durch Netze ist aber eine Verknüpfung der modellinternen Konstrukte mit den realen, außersprachlich existierenden Modellierungsobjekten<sup>2)</sup> erforderlich. Diese Verknüpfung erfolgt durch die denotationale Semantik von Netzmodellen. Ausschließlich diese denotationale Variante der Netzsemantik wird im folgenden thematisiert<sup>3)</sup>.

Die (denotationale) Semantik eines Netzmodells, das einen Realitätsausschnitt - ein Modellierungsobjekt - repräsentiert, ist die Gesamtheit aller objektbezogenen Interpretationen von Netzkomponenten<sup>4)</sup>. Diese Interpretationen können sowohl auf explizite als auch auf implizite Weise geschehen. Eine explizite Interpretation erfolgt durch die Beschriftung der betroffenen Netzkomponente<sup>5)</sup>. Die Komponentenanschrift verweist auf denjenigen Aspekt des Modellierungsobjekts, der durch die beschriftete Netzkomponente repräsentiert wird. Der repräsentierte Objektaspekt ist die reale Bedeutung der Netzkomponente. Die impliziten Interpretationen erstrecken sich dagegen auf alle Zuordnungen zwischen Netzkomponenten und Sachverhalten des modellierten Realitätsausschnitts, die zwar vereinbart, aber nicht durch Komponentenbeschriftungen ausgewiesen sind. Zunächst wird nur auf den Aspekt der expliziten Netzinterpretation eingegangen.

Die Beschriftung einer Netzkomponente mit einem Aspekt des modellierten Objekts greift vornehmlich auf diejenigen Anschriften zurück, die bereits durch die formale Netzdefinition vorgesehen wird. Das gilt insbesondere für die Beschriftungen von Stellen mit den Namen von Prädikatssymbolen und die Beschriftungen von Transitionen mit den Namen von Transaktionen. Anstatt die abstrakten Prädikatssymbolname  $Prä_u$  und Transaktionsnamen  $tr_v$  zu verwenden, können auch selbsterklärende, natürlichsprachliche Namen wie "Ausgangspuffer" bzw. "arbeitsbeginn" verwendet werden<sup>6)</sup>. Die Stellen- und Transitionsanschriften besitzen dann die Qualität von Korrespondenzregeln. Sie ordnen den formalsprachlichen Netzkonstrukten die jeweils zugehörigen Aspekte aus dem modellierten Realitätsausschnitt zu<sup>7)</sup>. Auf diese Weise ge-

statten die Prädikatssymbol- und Transaktionsnamen, die benannten Prädikatssymbole bzw. Transaktionen mit gehaltreichen materialen Interpretationen zu verknüpfen.

Ein einstelliges Prädikatssymbol repräsentiert im allgemeinen die Ausprägung einer Eigenschaft, die ein reales Objekt anzunehmen vermag. Eine Bedingung, die im modellierten Realitätsausschnitt entweder erfüllt oder aber verletzt sein können, werden zunächst die Qualität einer aussagenlogischen Formel. Sie wird im Rahmen der Prädikatenlogik durch ein nullstelliges Prädikatssymbol erfaßt. Bei der Verwendung von Synthetischen Netzen wird aber jedes nullstellige Prädikatssymbol in ein bedeutungsgleiches einstelliges Prädikatssymbol transformiert. Die Stelle, der dieses einstellige Prädikatssymbol zugeordnet ist, kann nur entweder von genau einer oder aber von keiner Kopie der Basismarke belegt werden. Auf diese Weise läßt sich einem einstelligen Prädikatssymbol auch die besondere materiale Qualität einer Bedingung zuordnen. Ein mehrstelliges Prädikatssymbol wird stets durch eine Beziehung interpretiert, die zwischen realen Objekten bestehen kann. Darüber hinaus ist es möglich, durch den Namen eines Prädikatssymbols einen Orte zu bezeichnen, an dem sich im modellierten Realitätsausschnitt Objekte befinden können<sup>8)</sup>. Die Gesamtheit aller Eigenschaftsausprägungen oder Aufenthaltsorte von realen Objekten, aller Beziehungen zwischen realen Objekten und aller Bedingungen werden im folgenden gemeinsam als Sachverhalte angesprochen. Die stellenbeschriftenden Prädikatssymbolnamen bezeichnen daher Sachverhalte. Sie können im Realitätsausschnitt zutreffen, müssen es aber nicht. Ob sie tatsächlich zutreffen, wird durch die Faktenmenge eines Netzmodells angegeben. Darauf wird später eingegangen.

Die materiale Interpretation einer Transaktionen erstreckt sich auf eine beliebige reale Aktivität. Der Aktivitätsbegriff läßt mehrere präzisierende Ausdeutungen zu. Eine Aktivität kann ein punktförmiges Ereignis oder auch einen zeitlich ausgedehnten Vorgang darstellen. Wenn der spezielle Aspekt betont werden soll, daß ein handelndes Subjekt im modellierten Realitätsausschnitt Veränderungen bewirkt, werden seine Aktivitäten auch als Aktionen bezeichnet. Falls im modellierten Realitätsausschnitt eine Aktivität stattfindet, bewirkt sie eine Veränderung von mindestens einem Sachverhalt. Die transitionenbeschriftenden Transaktionsnamen verweisen daher auf Aktivitäten. Sie können im modellierten Realitätsausschnitt stattfinden, müssen es aber nicht. Ob sie tatsächlich stattfinden, hängt davon ab, ob die transaktionszugehörigen Transitionen im Netzmodell geschaltet werden oder nicht.

Die namensvermittelte Zuordnung von Sachverhalten zu Prädikatssymbolen und von Aktivitäten zu Transaktionen konstituiert die denotationale Semantik eines Netzmodells. Als dynamische Semantik eines Netzmodells wird derjenige Ausschnitt aus seiner denotationalen Semantik bezeichnet, der sich ausschließlich auf Veränderungen im repräsentierten Realitätsausschnitt erstreckt. Er wird durch die Gesamtheit aller Aktivitäten abgesteckt, die Veränderungen von realen Sachverhalten bewirken, sobald sie tatsächlich stattfinden.

In der voranstehend skizzierten Weise lassen sich nur die atomaren Netzkomponenten der Stellen und Transitionen explizit interpretieren. Außerdem kann für jede atomare Netzkomponente nur höchstens eine interpretierende Beschriftung erfolgen. Für die Repräsentation komplexer Modellierungsobjekte erweisen sich diese Interpretationsmöglichkeiten oftmals als zu eng. Daher werden zusätzliche Optionen für die Zuordnung zwischen den Komponenten eines Netzmodells und den repräsentierten Objektaspekten bereitgehalten.

Die freizügige Beschriftungstechnik von Kanal/Instanz-Netzen wird für die Netzgraphik Synthetischer Netze übernommen<sup>9)</sup>. Sie erlaubt es, beliebige Komponenten in der Netzgraphik eines Netzmodells mit natürlichsprachlichen Ausdrücken<sup>10)</sup> zu assoziieren, um die realen Bedeutungen der Netzkomponenten zu erläutern. Auf diese Weise ist es einerseits möglich, auch zusammengesetzte Netzkomponenten zu interpretieren<sup>11)</sup>. Andererseits kann auch dieselbe Netzkomponente mit mehreren Anschriften versehen werden, um sie aus verschiedenen Modellierungsperspektiven zu interpretieren.

Die Beschriftung der Transitionen mit Aktionen kann inhaltlich angereichert werden. Ausgangspunkt ist die Charakteristik von Aktionen, durch ihre reale Ausführung den aktuellen Zustand des jeweils modellierten Realitätsausschnitts zu verändern. In dieser Hinsicht erlangt die denotationale Semantik die besondere Qualität einer dynamischen Semantik. Allerdings fehlt Netzmodellen zunächst eine Kopplung zwischen den Zuständen ihrer realen Modellierungsobjekte einerseits und den Modellzuständen andererseits. Daher kann es zu dynamischen Validitätsdefiziten kommen. Sie stellen sich immer dann ein, wenn der aktuelle Zustand eines Netzmodells einen anderen Objektzustand repräsentiert als denjenigen, in dem sich das reale Modellierungsobjekt tatsächlich befindet. Um diese Gefahr einzuschränken<sup>12)</sup>, kann auf die Systemmeldungen und Steuerungsanweisungen zurückgegriffen werden, die bereits im Zusammenhang mit der Promptheit von Netzmodelle ausführlicher erörtert wurden.

Systemmeldungen informieren über reale Ereignisse, die geschehen sind, weil im modellierten Realitätsausschnitt Aktionen tatsächlich ausgeführt wurden<sup>13)</sup>. Dazu gehören z.B. Nachrichten über das tatsächliche Ende der ausgeführten Aktionen<sup>14)</sup>. Auf diese Weise werden die Schaltakte von Transitionen, die im Netzmodell die Geschehnisse von Ereignissen repräsentieren, durch das tatsächliche Eintreten eben dieser Ereignisse interpretiert. Steuerungsanweisungen stoßen dagegen die Ausführung von Aktionen an. Sie interpretieren die Schaltakte von Transitionen, die im Netzmodell den Beginn von Aktionsausführungen repräsentieren, durch Anweisungen an reale Subjekte, die betroffenen Aktionen auch tatsächlich auszuführen<sup>15)</sup>. Transitionen, deren Schaltakte mit Systemmeldungen oder Steuerungsanweisungen verknüpft sind, werden fortan als interpretierte Transitionen bezeichnet<sup>16)</sup>. Ebenso ist von Realtransitionen die Rede.

Ein Netzmodell erhält durch interpretierte Transitionen eine direkte und explizite Kopplung mit seinem repräsentierten Realitätsausschnitt<sup>17)</sup>. Insbesondere ist es auf diese Weise möglich, eine Realzeitkopplung zwischen einem Netzmodell und einem modellierten realen Produktionssystem herzustellen<sup>18)</sup>. Dabei läßt sich der Realzeitbezug bidirektional ausgestalten: Einerseits können Systemmeldungen das Netzmodell des Produktionssystems unter der Einhaltung von Realzeitbedingungen über die tatsächlichen Produktionsverhältnisse - etwa eingetretene Produktionsstörungen - informieren. Andererseits lassen sich Steuerungsanweisungen nutzen, um Koordinierungsentscheidungen, die im Netzmodell getroffen wurden, unter Wahrung von Realzeitbedingungen in entsprechende Aktivitäten im Produktionssystem umzusetzen.

In Synthetischen Netze wird eine Kopplung<sup>19)</sup>, die zwischen Komponenten eines Netzmodells und dem modellierten Realitätsausschnitt besteht, auf dreifache Weise berücksichtigt. Erstens wird in der Netzgraphik jede Transition, deren Schalten durch das Eintreffen einer Systemmeldung oder das Absenden einer Steuerungsanweisung interpretiert ist, durch ein graphisches Symbol der Form "!" hervorgehoben. Zweitens erhält die Schaltvorschrift einer interpretierten Transition in der Netzlegende den selbsterklärenden Zusatz "!systemmeldung!: <Text>" oder "!steuerungsanweisung!: <Text>". Dabei steht der Platzhalter "<Text>" für einen beliebigen natürlichsprachlichen Text, der den Schaltakt der Transition durch eine Benennung oder Beschreibung seiner Systemmeldung bzw. Steuerungsanweisung interpretiert. Drittens wird die Schaltregel für Synthetische Netze um eine Sonderbehandlung aller interpretierten Transitionen erweitert<sup>20)</sup>:

- Für das Schalten einer Realtransition, deren Schaltakt durch eine Systemmeldung interpretiert wird, reicht die Aktivierung der Transition im Netzmodell nicht aus. Vielmehr kann die aktivierte Realtransition erst dann schalten, wenn die Systemmeldung tatsächlich eintrifft<sup>21)</sup>.
- Eine Realtransition, deren Schaltakt durch eine Systemmeldung interpretiert wird, kann entweder als eine permissive oder aber als eine obligatorische Transition ausgestaltet werden<sup>22)</sup>. Im permissiven Fall muß die aktivierte Realtransition nach dem Eintreffen einer Systemmeldung nicht notwendig schalten<sup>23)</sup>. Das Schalten einer aktivierten obligatorischen Realtransition wird dagegen erzwungen, sobald ihre Systemmeldung eingetroffen ist<sup>24)</sup>.

- Eine Realtransition, deren Schalttakt durch eine Steuerungsanweisung interpretiert wird, läßt sich wiederum entweder als eine permissive oder aber als eine obligatorische Transition darstellen. Wenn eine solche Realtransition im Netzmodell schaltet, dann wird die zugehörige Steuerungsanweisung tatsächlich abgesandt.

Abb. 137 zeigt zwei interpretierte Transitionen. Sie knüpfen an das Beispiel an, das sich an früherer Stelle mit der Modellierung von Betriebsstörungen einer Bearbeitungsstation befaßte. Die beiden dort angeführten obligatorischen Transitionen "störungsbeseitigung" und "störungseintritt" werden nunmehr als obligatorische Realtransitionen ausgestaltet. Sie werden durch Systemmeldungen über tatsächlich eingetretene Störungen und deren Beseitigungen interpretiert.

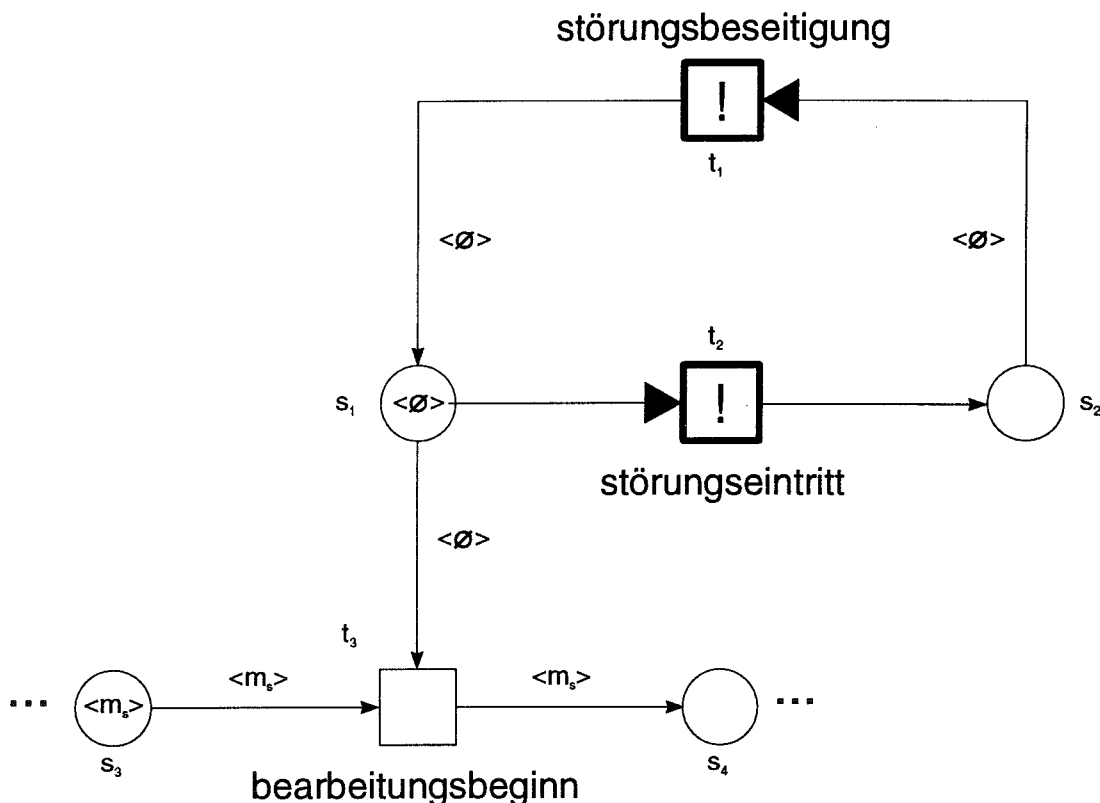


Abb. 137: Netz mit obligatorischen Realtransitionen, die durch Systemmeldungen über das Eintreten und Beseitigen einer Störung interpretiert werden

Die voranstehenden Festlegungen gelten nur so lange, wie die Kopplung des Netzmodells an den modellierten Realitätsausschnitt aufrechterhalten wird. Die Realitätsankopplung des Netzmodells kann aber auch suspendiert werden. Solange die Suspendierung andauert, werden alle interpretierten Transitionen so behandelt, als ob ihnen keine Systemmeldungen oder Steuerungsanweisungen zugeordnet wären. Auf diese Weise ist es möglich, in einem Netzmodell mit interpretierten Transitionen unterschiedliche denkmögliche Entwicklungen des modellierten Realitätsausschnitts zu simulieren.



Die implizite Interpretation eines Netzmodells erstreckt sich auf alle Vereinbarungen über die reale Bedeutung von Netzkomponenten, die nicht durch entsprechende Komponentenschriften expliziert worden sind. Diese impliziten Bedeutungsvereinbarungen können im Prinzip beliebig ausgestaltet werden. Daher ist eine systematische Darstellung von impliziten Interpretationsmöglichkeiten ausgeschlossen. Statt dessen werden sie hier nur durch drei Beispiele verdeutlicht. Die erste implizite Interpretation von Netzmodellen betrifft das Netzkonstrukt der Standard-1-Schleifen. Sie werden oftmals als Nebenbedingungen repräsentiert. Dies gilt allerdings nur so lange, wie nicht auf die Konstrukte der Informationsstellen und -kanten zurückgegriffen wird. Da die letztgenannten Konstrukte in Synthetischen Netzen bevorzugt werden, spielt für diese Netzklasse die vorgenannte Interpretation von Standard-1-Schleifen keine Rolle.

Zweitens erhält die Flußrelation von Netzen, die zunächst rein formal definiert ist, in Synthetischen Netzen eine dezidierte materielle Interpretation. Es wurde schon an früherer Stelle ausführlicher dargelegt, daß die "Fluß"relation Synthetischer Netze in kausaler Weise ausgelegt wird: Sie drückt die kausalen Beeinflussungen und Auswirkungen des Schaltens von Transitionen aus. Netzmodelle besitzen daher in dieser Arbeit eine kausale Semantik. Ihre dynamische Struktur, die in der Gestalt eines Erreichbarkeitsgraphen vorliegen kann, wird als Repräsentation desjenigen Kausalzusammenhangs interpretiert, der das Verhalten des modellierten Realitätsausschnitts bestimmt<sup>25</sup>).

Eine dritte implizite Interpretation wird für alle faktischen Formeln aus der Faktenmenge eines Netzmodells<sup>26</sup>) vorausgesetzt. Diese Fakten stellen zunächst nur Formeln dar, die im Rahmen der *formalen* prädikatenlogischen Semantik als gültige atomare Formeln ausgezeichnet sind. Darüber hinaus wird aber vereinbart, daß diese Fakten ebenso eine implizite denotationale Qualität besitzen: Jedes Fakt drückt einen Sachverhalt aus dem Wissen des Modellierungsträgers aus, der auf den modellierten Realitätsausschnitt tatsächlich zutrifft<sup>27</sup>). Die implizite Interpretation eines Netzmodells durch seine Faktenmenge reicht aber noch weiter. Denn die Fakten drücken nur zutreffende Sachverhalte aus, die so einfach sind, daß sie sich jeweils durch eine gültige *atomare* Formel repräsentieren lassen. Darüber hinaus sind aber alle sachverhaltsausdrückenden Fakten in einem Netzmodell durch die Netzstruktur miteinander in konjunktiver Weise verknüpft. Dies folgt unmittelbar aus der Konstruktion von Netzmodellen für die Repräsentation prädikatenlogischer Formelsysteme. Daher ist die implizite Interpretation der Faktenmenge eines Netzmodells ein Konjugat aus Sachverhalten, die im modellierten Realitätsausschnitt gemeinsam zutreffen.

### Anmerkungen zum Kapitel:

- 1) Bezüge zu Modellierungsobjekten wurden nur vereinzelt hergestellt, um formale Erweiterungen des Kernkonzepts Synthetischer Netze zu motivieren. Hierdurch erfolgte jedoch noch keine präzise Zuordnung zwischen den formalen Konstrukten von Netzen einerseits und jeweils repräsentierten Modellierungsobjekten andererseits.
- 2) Zwar wird in diesem Kapitel kurz von "realen" und "außersprachlich existierenden" Objekten der Modellierung gesprochen. Doch geschieht dies unter dem Vorbehalt des aufgeklärten Realismus, der einleitend dargelegt wurde. Daher sind strenggenommen niemals reale Objekte "an sich" angesprochen, sondern nur die konzeptualisierten Erscheinungsformen dieser Objekte. Auf diese präzisere, aber umständliche Bezeichnungsweise wird hier der Einfachheit halber verzichtet.
- 3) Da sich alle anschließenden Ausführungen auf die denotationale Semantik von Netzmodellen beziehen (sofern keine ausdrücklich abweichenden Festlegungen erfolgen), wird auch kurz von "der" Semantik eines Netzmodells gesprochen. In diesem implizit denotationalen Sinn ist auch die Kapitelüberschrift der "semantischen" Netzerweiterungen zu verstehen.
- 4) Es brauchen keineswegs alle Komponenten eines Netzmodells interpretiert zu werden. Statt dessen können Netzmodelle auch "artifizielle" Komponenten, die keine Bedeutung hinsichtlich des modellierten Objekts besitzen umfassen. Sie üben eine rein formal definierte Funktion aus, die auf die Sphären von Netzsyntax und formaler Netzsemantik beschränkt bleiben. Hierzu gehören z.B. die Komplementärstellen, die in einer früheren Anmerkung angesprochen wurden. Auch die Repräsentation von Nebenbedingungen durch 1-Schleifen stellt eine artifizielle Konstruktion dar. Daher ist der (denotational-)semantische Bezug zwischen einer Netzkomponente und dem jeweils modellierten Realitätsausschnitt keineswegs objektiv vorgegeben. Vielmehr hängt es auch von subjektiven Entscheidungen des Modellierungsträgers und von immanenten Restriktionen des verwandten Modellierungskonzepts ab, welche Netzkonstrukte auf welche Modellierungsobjekte bezogen werden (können).
- 5) Vgl. HAN (1978a), S. 166; HAN (1979), S. 271; GENRICH (1980c), S. 698; BAUER, F. (1981), S. 410; ROSENSTENGEL (1982), S. 51.
- 6) Die gleiche Technik wird bei der Benennung der Marken von Netzmodellen verwendet. Dabei handelt es sich aber nicht um eine direkte Beschriftung von Netzkomponenten. Sie erfolgt allenfalls mittelbar durch die Markierungsfunktion, die den Stellen eines Netzes Multimengen aus Markenkopien zuordnet.
- 7) Diese Beschriftungsmöglichkeit wird in der späteren Fallstudie ausführlich genutzt.
- 8) Vgl. dazu in der Fallstudie die Modellierung von Lagerstationen. Dort wurde auf die Orte von Werkstück- und Werkzeuglagern durch den Prädikatssymbol(teil)namen "Lagerraum" verwiesen.
- 9) Die Netzlegenden bleiben dagegen weiterhin auf die präzise formalsprachliche Spezifizierung von Netzmodellen beschränkt. In dieser Hinsicht wirkt sich die frühere Separation von Netzgraphiken und -legenden positiv aus. Denn sie grenzt die informalen Zusatzbeschriftungen so auf die Netzgraphiken ein, daß das formalsprachliche Analysepotential von Netzmodellen nicht darunter leidet.
- 10) Die Ausdrücke können um graphische Darstellungsmittel bereichert werden, um die Ausdehnungen der Komponenteninterpretationen zu verdeutlichen oder um verschiedene Interpretationen voneinander abzuheben. Dazu dienen vor allem Umrahmungen bzw. Texturen. Unter Texturen werden hier alle Rahmenausfüllungen - wie z.B. Schraffuren - verstanden.
- 11) Vgl. dazu beispielsweise die spätere Modellierung von Produktionsaufträgen in der Fallstudie. Dort wird ein Teilnetz mit dem Ausdruck "AG1/BS3" beschriftet. Dadurch werden alle teilnetzgehörigen Komponenten so interpretiert, daß sie die Ausführung des Arbeitsgangs "AG\_1" auf der Bearbeitungsstation "BS\_3" repräsentieren. Dabei wird auch die Beschriftungsunterstützung durch Umrahmungen und Texturen genutzt, die in der voranstehenden Anmerkung angesprochen wurde.
- 12) Die Gefahr dynamischer Validitätsmängel läßt sich grundsätzlich nicht vollkommen beseitigen. Dies beruht vor allem auf endlichen Informationsübertragungsgeschwindigkeiten zwischen Netzmodell und modelliertem Realitätsausschnitt sowie auf potentiellen Unzulänglichkeiten der Betriebsdatenerfassung.
- 13) Eine ähnliche Informationsversorgung gibt LIPP (1991), S. 104, für seine Netzmodelle von Produktionssystemen vor. Die Netzmodelle sollen "durch entsprechende Echtzeitkopplungen mit Prozeßwerten versorgt" werden. Allerdings findet sich in der vorgenannten Quelle kein einziger konkreter Hinweis darauf, wie die Informationen über Prozeßwerte in die Netzmodelle integriert werden können. Daher besitzen die Ausführungen von LIPP anscheinend nur einen programmatischen Charakter. Dies unterstreicht mittelbar FREEDMAN (1988b), S. 342, indem die Kopplung zwischen Netzmodellen und realen Produktionssystemen als Desiderat für zukünftig zu entwickelnde, netzbasierte Produktionsmodelle hervorgehoben wird. Diese Anforderung wird in der hier vorgelegten Ausarbeitung durch Realtransitionen eingelöst.

14) Systemmeldungen können ebenso von Sensoren stammen, welche die Ausführung von Produktionsprozessen in einem realen Produktionssystem überwachen. Vgl. FREEDMAN (1988b), S. 342; vgl. auch die Anmerkungen zur Modellierung des Transportsystems der Fallstudie.

15) In dieser Hinsicht kann auch von der imperativen Semantik eines Netzmodells gesprochen werden.

16) Entsprechend heißt ein Netz, das mindestens eine interpretierte Transition enthält, ein Interpretiertes Netz. Interpretierte Netze werden in der Netzliteratur in zahlreichen Varianten thematisiert.

Die Varianten lassen sich zumeist auf die hier verwendeten Konstrukte der Systemmeldungen und Steuerungsanweisungen zurückführen. Das gilt auch für die Signalnetze, die bei VALK (1983b), S. 40; VALK (1983c), S. 359, erwähnt werden. Dort wird zwischen externen und internen Transitionen unterschieden. Die externen Transitionen hängen - wie die hier vorgestellten Transitionen, deren Schaltakte durch Systemmeldungen interpretiert werden, - von realen Ereignissen ab. Ein analoger Ansatz für die semantische Erweiterung von formalen Konzepten um Informationen über reale Ereignisse findet sich bei BERGSTRÄ (1988), S. 11ff. Er erstreckt sich allerdings nicht auf Petrietze. Statt dessen wird eine formale Prozeßalgebra durch "Signale" bereichert, die Ereignisgeschehnisse anzeigen.

17) Es wird darauf verzichtet, hier die technische Umsetzung dieser Realitätsankopplung näher zu beleuchten. Statt dessen wird auf Beiträge verwiesen, die sich der realen Kopplung zwischen Netzen und ihren Modellierungsobjekten ausführlicher gewidmet haben. Dazu gehören vor allem Ansätze, in denen die Steuerungskomponente ("Kontrolle") eines realen Objekts - etwa einer Maschine - durch ein Netz modelliert wird.

18) Beiträge, die sich mit der Realzeitkopplung zwischen Netzmodellen und modellierten realen Systemen befassen, präsentieren z.B. IGEL (1989a), S. 192ff. (Realzeitsteuerung eines Materialflußsystems); LIPP (1991), S. 104 u. 110f. (Realzeitkoordinierung von Produktionsprozessen in Flexiblen Fertigungssystemen); vgl. darüber hinaus die Ausführungen zur Promptheit von Netzen.

19) Die anschließenden Ausführungen gelten für *jede* Kopplung zwischen Netzmodell und Realitätsausschnitt. Soll es sich speziell um eine Realzeitkopplung handeln, müssen zusätzliche Vorkehrungen für die Einhaltung von Realzeitbedingungen getroffen werden. Ein bescheidener Ansatz, der sich für die Zwecke nutzen läßt, wurde bereits in der voranstehenden Anmerkung als Promptheit von Netzen erwähnt. Die dort ebenso angeführten Quellen bieten dagegen vertiefende Einblicke in informationstechnisch weiter ausgereifte Konzepte, die eine Realzeitkopplung von Petrietzen ermöglichen (sollen).

20) Eine derart modifizierte Schaltregel wird auch als interpretierte Schaltregel angesprochen.

21) Es ist möglich, daß Systemmeldungen eintreffen, obwohl die interpretierte Transition im Netzmodell nicht aktiviert ist. In diesem Fall kann die Transition mangels Aktivierung nicht schalten. Eine solche Situation läßt sich z.B. nicht ausschließen, wenn die interpretierte Transition durch ihr Schalten eine Markenkopie auf einer Ausgangsstelle mit beschränkter Markenkapazität ablegt. Die Attributausprägungen der Markenkopie erschließen den Inhalt der eingetroffenen Systemmeldung für die weitere Verarbeitung im Netzmodell. Vgl. dazu die Handhabung von Nacharbeitgängen in der später präsentierten Fallstudie. Falls die Markenkapazität der Ausgangsstelle durch Markenkopien für früher eingetroffene Systemmeldungen vollständig ausgeschöpft wird, darf die interpretierte Transition beim Eintreffen einer neuen Systemmeldung nicht mehr schalten. Denn das Ablegen einer weiteren Markenkopie auf der Ausgangsstelle würde deren Markenkapazität überschreiten und zu einer unzulässigen Netzmarkierung führen. Dies wird durch die fehlende Aktivierung der Transition - und das daraus resultierende Schaltverbot - verhindert.

22) Die Eingangskanten einer permissiven Realtransition sind gewöhnliche Kanten. Bei den Eingangskanten einer obligatorischen Realtransition handelt es sich dagegen um Obligatorikanten.

23) Beispielsweise läßt sich auf das Problem "nervöser" Prozeßkoordinierungen verweisen, das früher angesprochen wurde. Es ist möglich, die Koordinierungsnervosität dadurch einzudämmen, daß nicht jede eintreffende Systemmeldung im Netzmodell durch entsprechende Schaltakte sofort beachtet wird. Statt dessen können Aufgriffsschwellen vorgesehen werden, die - solange sie nicht überschritten werden - die Schaltakte von aktivierten interpretierten Transitionen trotz eintreffender Systemmeldungen hinausschieben. Um diese Modellierungsoption offenzuhalten verzichtet der Verf. darauf, interpretierte Transitionen von vornherein als obligatorische Transitionen auszulegen.

24) In der später präsentierten Fallstudie stellt die Verknüpfung interpretierter und obligatorischer Transitionen den Regelfall bei der Modellierung von Systemmeldungen dar.

25) Dies bedeutet, daß Synthetische Netze als Modelle für Objekte, deren Dynamik akausaler Art ist, ungeeignet sind. Denn in diesem Fall würden die Netzmodelle auf impliziten Fehlinterpretationen beruhen.

26) Dabei bezieht sich diese Faktenmenge immer nur auf genau einen Zustand des Netzmodells. Um die nachfolgenden Ausführungen zu vereinfachen, wird dies nicht weiter herausgestellt.

27) Die Umkehrung braucht aber nicht zu gelten. Es wird also nicht vorausgesetzt, daß alle zutreffenden Sachverhalte im Netzmodell als gültige *atomare* Formeln (Fakten) repräsentiert werden. Denn im allgemeinen wird eine große Anzahl von zutreffenden Sachverhalten durch gültige *zusammengesetzte* Formeln ausgedrückt. Darauf wird in Kürze eingegangen. Darüber hinaus wird noch nicht einmal unterstellt, daß das Netzmodell eine vollständige Repräsentation derjenigen Sachverhalte leistet, die der Modellierungsträger über das repräsentierte Objekt weiß. Schließlich werden für die Sachverhaltsrepräsentation nur *gültige* Formeln verwendet. Wissen des Modellierungsträgers, das sich auf das Nichtzutreffen von Sachverhalten erstreckt, wird daher nicht unmittelbar durch entsprechende *ungültige* Formeln wiedergegeben. Statt dessen wird es zunächst so reformuliert, daß es in der Gestalt von gültigen Formeln ausgedrückt wird.

## 6.4.2 Pragmatische Erweiterungen

Unter der Pragmatik eines Netzmodells wird die Gesamtheit der Zwecke verstanden, zu deren Erfüllung das Netzmodell eingesetzt wird<sup>1)</sup>. Es wird hier keineswegs beabsichtigt, die denkmöglichen Verwendungszwecke von Netzmodellen systematisch zu behandeln<sup>2)</sup>. Statt dessen interessieren nur die Erweiterungen, die für das Kernkonzept Synthetischer Netze erfolgen müssen, damit es konventionelle produktionswirtschaftliche Modellierungszwecke zu erfüllen vermag.

Das Petrinetz-Konzept leidet aus produktionswirtschaftlicher Perspektive<sup>3)</sup> unter einem wesentlichen pragmatischen Defekt: Die formalen Netzdefinitionen beziehen sich weder auf Sach- noch auf Formalziele<sup>4)</sup>. Dies gilt nicht nur für die früher definierten Stelle/Transition-Netze und Synthetischen Netze, sondern generell für alle bisher vorgelegten Netzdefinitionen. Daher eignen sich Netze zunächst nicht, um Entscheidungsmodelle für die Koordinierung komplexer Produktionssysteme aufzustellen. Zwar bereitet es keine Schwierigkeiten, Netze bei der Festlegung eines Entscheidungsfelds als Beschreibungsmodelle einzusetzen. Aber bei der Modellierung des Zielsystems eines Entscheidungsträgers versagen Netze aufgrund ihrer intentionalen Lücke. Dies überrascht angesichts des Anspruchs maßgeblicher Vertreter des Petrinetz-Konzepts, Petrinetze zeichneten sich gerade durch ihre pragmatische Dimension aus<sup>5)</sup>.

Allerdings erweist sich das Petrinetz-Konzept als so reichhaltig, daß es um die Berücksichtigung von Sach- und Formalzielen erweitert werden kann. Dies geschah in dieser Arbeit bereits an früherer Stelle, ohne die pragmatische Bedeutung der Netzerweiterungen besonders herauszustellen:

- Die Gesamtheit aller Sachziele, die von einem Entscheidungsträger verfolgt werden, wird durch eine Endmarkierungsmenge  $ME$  ausgedrückt. Sie umfaßt alle erwünschten Endmarkierungen  $M_{E/e}$  mit  $e = 1, \dots, E$  und  $E \in \mathcal{N}_+$ . Jede erwünschte Endmarkierung stellt den Zustand eines Netzmodells dar, in dem alle Sachziele des Entscheidungsträgers erfüllt sind<sup>6)</sup>. Die erwünschten Endmarkierungen wurden im Zusammenhang mit der Finalität von Netzmodellen eingeführt.
- Das Formalzielsystem eines Entscheidungsträgers wird Schaltwerte  $\underline{sw}(t_n, c_n)$  erfaßt. Die Schaltwerte sind den Transitionen  $t_n$  eines Netzes für deren Schaltfarben  $c_n$  - oder für die zugehörigen Variablenbelegungen  $vb_c$  - zugeordnet. Dabei lassen sich beliebige  $G$ -dimensionale Formalzielsysteme mit  $G \in \mathcal{N}_+$  durch entsprechende, jeweils  $G$ -dimensionale Schaltwertvektoren  $\underline{sw}(t_n, c_n)$  berücksichtigen:  $\underline{sw}(t_n, c_n) = (sw_1(t_n, c_n), \dots, sw_G(t_n, c_n))$ . Jede Komponente  $sw_g(t_n, c_n)$  eines Schaltvektors gibt an, welchen Beitrag die Transition  $t_n$  zur Erreichung des Formalziels  $fz_g$  mit  $g = 1, \dots, G$  leistet, wenn sie mit der Schaltfarbe  $c_n$  bzw. mit der Variablenbelegung  $vb_c$  geschaltet wird. Schaltwerte wurden für die Definition und die Untersuchung der Optimalität von Netzmodellen benutzt.

Erwünschte Endmarkierungen und Schaltwerte wurden schon ausführlich erläutert. Daher braucht auf ihre Verwendung für die Modellierung von Sach- und Formalzielen nicht weiter eingegangen zu werden. Um die eingangs angesprochene intentionale Lücke zu schließen, ist es lediglich erforderlich, die formalen Netzdefinitionen entsprechend zu erweitern. Im Fall der hier vorgelegten Synthetischen Netze wird auf das zweistufig-hierarchische 5-Tupel  $SN = (TOP, SPEC_{MSIG}; BES, M_0; IB)$  Bezug genommen. Die Endmarkierungsmenge  $ME$  läßt sich analog zur Ausgangsmarkierung behandeln. Es erfolgt lediglich eine Ausweitung der einen Ausgangsmarkierung aus einer Menge  $ME$ <sup>7)</sup> von erwünschten Endmarkierungen. Das netzdefinierende 5-Tupel nimmt dann die - vorläufige - Gestalt  $SN' = (TOP, SPEC_{MSIG}; BES, M_0, ME; IB)$  an. Die Schaltwerte der Transitionen werden einbezogen, indem die Netzbeschriftung  $BES = (bsp, bsk, btt, bfm)$  um eine schaltwertbezogene Beschriftungsfunktion "btw" bereichert

wird. Sie ordnet jeder Transition  $t_n$  aus der Transitionenmenge  $T$  eines Netzes und jeder Schaltfarbe  $c_n$  aus der Menge  $MOD_n$  aller Schaltfarben, die für die Transition  $t_n$  unter beliebigen Netzmarkierungen zulässig sind, einen  $G$ -dimensionalen Schaltwert  $\underline{sw}(t_n, c_n)$  mit  $G \in \mathcal{N}_0^{(8)}$  zu. Es resultiert die erweiterte Netzbeschriftung  $BES' = (bsp, bsk, btt, btw, bfm)$ . Die pragmatisch vervollständigte Definition Synthetischer Netze lautet dann auf der abstrakten Definitionsebene seines charakteristischen 5-Tupels:

$$SN^* = (TOP, SPEC_{MSIG}; BES', M_0, ME; IB)$$

mit:  $BES' = (bsp, bsk, btt, btw, bfm)$

Anmerkungen zum Kapitel:

- 1) Vgl. dazu die Erläuterung der pragmatischen Dimension des semiotischen Bezugsrahmens.
- 2) Einen Einblick in das Spektrum von Verwendungszwecken vermittelten bereits die Ausführungen, die sich mit den Auswertungsmöglichkeiten von Netzmodellen befaßten. Die Ermittlung oder Untersuchung der dort diskutierten Netzeigenschaften lassen sich als Zwecke des Modelleinsatzes auslegen. Beispielsweise kann die Ermittlung eines Netzoptimums auf das Ansinnen zurückgeführt werden, mit der Hilfe eines Netzmodells eine optimale Lösung für ein vorgegebenes Formalproblem - eventuell auch für ein zugrundeliegendes Realproblem - zu bestimmen.
- 3) Die hier vorgetragene Kritik betrifft grundsätzlich alle betriebswirtschaftlichen Anwendungen des Petrinetz-Konzepts. Im Rahmen dieser Arbeit stehen aber produktionswirtschaftliche Fragestellungen im Vordergrund.
- 4) Dieser Sachverhalt wird auch als intentionale Definitionslücke bezeichnet. Die produktionswirtschaftliche Relevanz von Sach- und Formalzielen wurde in der einleitenden Rahmenlegung aus entscheidungstheoretischer Sicht skizziert. Sie läßt sich aber ebenso aus problemtheoretischer Perspektive begründen.
- 5) Dieser Anspruch wird insbesondere von PETRI verteidigt; vgl. PETRI, C. (1979c), S. 83. PETRI, C. (1979c), S. 83, hebt z.B. hervor, daß die Verbindung von praxisnah interpretierten Kanal/Instanz-Netzen mit formal fundierten Netzklassen eine "formale Pragmatik" ermögliche. Allerdings läßt er offen, auf welche Weise die erforderliche Verknüpfung zwischen informalen und formalen Konstruktionen erfolgen soll.
- 6) Eine erwünschte Endmarkierung fällt daher keineswegs mit einem Sachziel zusammen. Statt dessen drückt sie nur aus, daß das Sachzielsystem des Entscheidungsträgers durch die markierungsspezifische Faktenmenge erfüllt wird. Allerdings wird die Endmarkierungsmenge so festgelegt, daß sie genau alle Netzmarkierungen enthält, von deren Faktenmengen das Sachzielsystem des Entscheidungsträgers erfüllt wird. Daher verhalten sich die Definitionen von Sachzielsystem und Endmarkierungsmenge äquivalent zueinander. Beispielsweise mag ein Sachziel darin bestehen, einen Produktionsauftrag abzuwickeln und dabei von einer auftragsspezifischen Endproduktart insgesamt K Einheiten herzustellen. Dann umfaßt die Menge der erwünschten Endmarkierungen alle Netzmarkierungen, deren Faktenmengen jeweils mindestens K Vorkommnisse einer Formel enthalten, die das Vorliegen einer Endprodukt-einheit im Ausgangslager des Produktionssystems ausdrückt.  
Die voranstehende Erläuterung betrifft nur die Konzeptualisierung von Sachzielen, wie sie im Rahmen der Entscheidungstheorie erfolgt. Aus problemtheoretischer Sicht stimmen dagegen die erwünschten Endmarkierungen eines Netzmodells unmittelbar mit den erwünschten Endzuständen eines Problemsystems überein.
- 7) Die Endmarkierungsmenge wurde an früherer Stelle als eine nicht-leere Menge vorausgesetzt. Das war dort erforderlich, um die Netzeigenschaft der Finalität definieren zu können. Hier werden dagegen auch leere Endmarkierungsmengen zugelassen. Auf diese Weise lassen sich auch alle Netzmodelle einbeziehen, in denen keine Sachziele spezifiziert sind. Dabei kann es sich z.B. um Beschreibungsmodelle handeln, die als Kommunikationshilfen benutzt werden, oder um kausale Erklärungsmodelle.
- 8) Die Degeneration der Schaltwerte zu Nulltupeln  $\underline{sw}(t_n, c_n) = ()$  für den Fall  $G=0$  wird hier bewußt zugelassen, um auch solche Netzmodelle einzubeziehen, für die überhaupt keine Formalziele vorgesehen sind. In diesem Fall besitzen alle Transitionen unter allen Netzmarkierungen für alle Schaltfarben dieselben degenerierten Schaltwerte  $\underline{sw}(t_n, c_n) = ()$ . Wegen dieser Unterschiedslosigkeit können sie sich auf das Schaltverhalten des Netzmodells nicht auswirken.

## 6.5 Explizite Einbindung des Zeitaspekts

### 6.5.1 Überblick

Petrinetze zeichnen sich durch ihre grundsätzlich kausale und zugleich atemporale Konzipierung aus. Demgegenüber spielen zeitbezogene Einflußgrößen für die Beschreibung realer Produktionsprozesse in der Regel eine herausragende Rolle<sup>1)</sup>. Daher klafft eine gravierende "Zeitlücke" zwischen der realproblembezogenen Notwendigkeit, temporale Determinanten in Netzen zu erfassen, und dem fehlenden Zeitbezug des ursprünglichen Petrinetz-Konzepts. Diese Diskrepanz stellt die offensichtlichste Schwierigkeit dar, die der Entwicklung "problemadäquater" Netze für die Modellierung von Koordinierungsproblemen bei Flexiblen Fertigungssystemen entgegensteht. Hinsichtlich der Frage, wie auf diese Zeitlücke reagiert werden soll, konkurrieren in der Netzliteratur zwei Meinungsrichtungen miteinander.

Die erste Autorengruppe der "Netzpuristen", die sich mit Petrinetzen aus vorrangig theoretischem Erkenntnisinteresse beschäftigen, lehnt die Einführung zeitbezogener Netzdeterminanten ausdrücklich ab<sup>2)</sup>. Als Hauptargument<sup>3)</sup> wird angeführt, daß sich diese temporalen Einflußgrößen mit dem rein kausalen Charakter von Petrinetzen nicht vereinbaren ließen. In der kausalen Grundausrichtung liege aber die besondere Stärke des Petrinetz-Konzepts<sup>4)</sup>. Darüber hinaus könnten wichtige Auswertungstechniken des Petrinetz-Konzepts nicht mehr angewendet werden, wenn zeitbezogene Netzdeterminanten Berücksichtigung fänden<sup>5)</sup>.

Die zweite Gruppe der "Netzpragmatiker" befaßt sich dagegen mit Petrinetzen in der Absicht, sie zur Modellierung realer Probleme anzuwenden. Für diesen Zweck wurde ein variantenreiches Spektrum von Zeitnetzen<sup>6)</sup> eingeführt. Sie zeichnen sich gemeinsam dadurch aus, daß sie das Schaltverhalten von Netzen in der Anschauungsform "Zeit" auszudrücken vermögen<sup>7)</sup>. Hierdurch wird der zunächst rein kausale Charakter des Petrinetz-Konzepts um den Aspekt temporaler Einflußgrößen bereichert.

Der vorausgesetzte Realproblembezug der hier vorgelegten Ausarbeitung legt es nahe, den Standpunkt der Netzpragmatiker einzunehmen. Daher wird das Kernkonzept Synthetischer Netze um zeitbezogene Netzdeterminanten erweitert. Dabei stehen zwei Aspekte im Vordergrund:

- In Zeitnetzen wird die Anschauungsform "Zeit" überwiegend<sup>8)</sup> entweder als Schaltdauer von Transitionen<sup>9)</sup> oder aber als Markierungsdauer von Stellen<sup>10)</sup> erfaßt. Beide Varianten erweisen sich als unbefriedigend. Daher wird eine dritte Alternative präsentiert. Sie berücksichtigt Zeitgrößen durch die Ausprägungen von Markenattributen<sup>11)12)</sup>.
- Die Repräsentation zeitbezogener Einflußgrößen wird durch spezielle Netzkonstrukte systematisch fundiert. Zunächst werden Standardkonstruktionen für zeitverbrauchende Prozesse vorgelegt. Hinzu kommt die Berücksichtigung von minimalen, maximalen und fixen Fristen, die von den Zeitpunkten der Schaltakte zweier Transitionen eingehalten werden müssen<sup>13)</sup>. Schließlich wird eine zentrale Systemuhr konstruiert. Sie modelliert das Verstreichen einer global definierten Zeitgröße<sup>14)</sup>. Weitere Konstrukte sind nicht erforderlich, um mit Synthetischen Netzen alle zeitbezogenen Einflußgrößen zu repräsentieren, die bei der Modellierung produktionswirtschaftlich interessanter Realprobleme eine Rolle spielen können<sup>15)</sup>.

Die Netzkonstrukte für zeitverbrauchende Prozesse, Fristen und Systemuhren werden so ausgestaltet, daß nur auf die bereits eingeführten Ausdrucksmittel Synthetischer Netze zurückgegriffen wird<sup>16)</sup>. Dabei bleibt die kausale Charakteristik des Schaltverhaltens von Netzen unberührt. Denn weder die Interpretation der Netzkanten noch die darauf fußende Schaltregel werden modifiziert. Daraus wird offensichtlich, daß die behauptete<sup>17)</sup> Unvereinbarkeit zwischen der kausalen Grundstruktur des ursprünglichen Petrinetz-Konzepts einerseits und temporalen Netzdeterminanten andererseits keineswegs zwingend ist<sup>18)</sup>. Darüber hinaus läßt sich zumindest die Auswertungs-



technik der Erreichbarkeitsanalyse weiterhin anwenden<sup>19)</sup>. Dies reicht für die Zwecke dieser Arbeit vollkommen aus<sup>20)</sup>.

Auf die speziellen Netzkonstrukte für die Repräsentation zeitbezogener Einflußgrößen wird in den anschließenden Kapiteln näher eingegangen. Hier wird zunächst nur der allgemeine Aspekt diskutiert, auf welche Art Zeitaspekte in Synthetischen Netzen grundsätzlich erfaßt werden sollen<sup>21)</sup>. Dabei kann zwischen Schalt- und Markierungsdauern oder Ausprägungen von Markenattributen gewählt werden.

Transitionsbezogene Zeitnetze<sup>22)</sup> beruhen auf Transitionen, denen endliche, nicht-negative Schaltdauern<sup>23)</sup> zugeordnet sind. Die Schaltdauern können von Transitionen zu Transitionen variieren. Sie dürfen auch zur Schaltdauer "Null" degenerieren<sup>24)</sup>. Die Schaltdauer einer Transition ist das Zeitintervall, das zwischen dem Schaltbeginn und dem Schaltende der Transition verstreicht. Im folgenden werden nur noch Transitionen  $t_m$  mit positiven, also nicht-degenerierten Schaltdauern betrachtet. Sie werden auch als zeitverbrauchende Transitionen oder kurz als Zeittransitionen bezeichnet. Solche Zeittransitionen verstoßen gegen die wesentliche Eigenschaft eines Schaltakts, ein punktförmiges, zeitlich nicht ausgedehntes, atomares Ereignis darzustellen. Durch ein solches Ereignis geht die jeweils aktuelle Netzmarkierung *uno actu* in eine Folgemarkierung über. Daher besitzen Transitionen gewöhnlich eine unendlich große Schaltgeschwindigkeit<sup>25)</sup>.

Bei Zeittransitionen werden die ereignishaften Schaltakte dagegen durch zu Schaltprozessen mit positiven Schaltdauern und endlichen Schaltgeschwindigkeiten ausgedehnt. Daraus resultieren erhebliche Probleme für die Anwendung der Schaltregel und die daraus resultierende Festlegung von Netzmarkierungen<sup>26)</sup>. Ausgangspunkt dieser Schwierigkeiten ist die Begrenzung des Schaltprozesses einer Zeittransition durch zwei wohldefinierte Netzmarkierungen:

- Zu Beginn des Schaltprozesses erfüllen alle Markenkopien, die sich unter einer Referenzmarkierung auf den Stellen in der Nachbarschaft der Zeittransition befinden, die Schaltvoraussetzung der Zeittransition. Andernfalls wäre die Zeittransition überhaupt nicht aktiviert.
- Am Ende des Schaltprozesses liegt eine Folgemarkierung vor, unter der die Markierungen der benachbarten Stellen der Zeittransition so verändert sind, wie es die Schaltwirkung der Zeittransition vorgibt.

Zwischen dem Beginn und dem Ende des Schaltprozesses klafft aber wegen der positiven Schaltdauer der Zeittransition ein zeitlich ausgedehntes Intervall, innerhalb dessen die aktuelle Netzmarkierung nicht mehr wohldefiniert ist<sup>27)</sup>. In dieser "Markierungslücke"<sup>28)</sup> bleibt unklar, ob die Markenkopien der benachbarten Stellen entweder noch die Schaltvoraussetzung der Zeittransition erfüllen oder aber schon das Ergebnis der Schaltwirkung ausdrücken.

Die Markierungslücke kann nicht aufgrund genereller Charakteristika des Petrinetz-Konzepts, sondern nur durch willkürliche Setzungen geschlossen werden<sup>29)</sup>. Jede solche Konzepterweiterung sieht sich aber dem Vorwurf ausgesetzt, mindestens eine zentrale Anforderung an Modellierungskonzepte zu verletzen. Denn alle Anregungen für die Schließung der Markierungslücke, die dem Verf. bisher bekannt geworden sind, laufen entweder dem Postulat realitätsadäquater Modellierung oder aber der Maxime der Modellierungseinfachheit zuwider<sup>30)</sup>. Des weiteren wird durch Zeittransitionen die Formulierung der Schaltregel für Zeitnetze wesentlich erschwert<sup>31)</sup>. Es reicht nicht mehr aus, die Schaltregel ausschließlich auf die Markierungen jener Stellen zu beziehen, die zur Nachbarschaft der aktivierten und geschalteten Transitionen gehören. Vielmehr müssen auch die Schaltprozesse derjenigen Transitionen Berücksichtigung finden, die ihrerseits Veränderungen der Markierung von Stellen aus der Nachbarschaft der betrachteten Zeittransition bewirken können<sup>32)</sup>. Die konzeptionelle Klarheit von Petrinetzen geht auf diese Weise verloren. Dies gilt nicht nur für den Verzicht auf den ereignishaften Charakter des Schaltens gewöhnlicher Transitionen. Darüber hinaus läßt sich auch die Lokalität der Schaltregel nicht

mehr streng aufrechterhalten<sup>33</sup>). Wegen der voranstehend skizzierten Schwierigkeiten von Zeittransitionen wird in dieser Arbeit auf die Variante der transitionsbezogenen Zeitnetze nicht zurückgegriffen.

Stellenbezogene Zeitnetze<sup>34</sup>) basieren auf endlichen, nicht-negativen Markierungsdauern ihrer Stellen. Die Markierungsdauern können stellenspezifisch festgelegt werden und auch den Grenzwert "Null" annehmen<sup>35</sup>). Die Markierungsdauer einer Stelle ist das Zeitintervall, das seit der letzten Veränderung<sup>36</sup>) der Stellenmarkierung vergehen muß, bis die dort befindlichen Markenkopien<sup>37</sup>) durch das Schalten von Transitionen abgezogen werden dürfen. Die Markierungsdauer einer Stelle besitzt daher den Charakter einer befristeten Markenbindung<sup>38</sup>). Es wird auch vom vorübergehenden "Einfrieren" derjenigen Markenkopien gesprochen, die bei der letzten Markierungsveränderung auf einer Stelle abgelegt worden sind.

Stellen- und transitionsbezogene Zeitnetze lassen sich wechselseitig so ineinander transformieren, daß die Schaltverhaltensweisen der beiden Netzvarianten weitgehend zusammenfallen<sup>39</sup>). Die jeweils miteinander korrespondierenden Zeitnetze weichen im wesentlichen nur dadurch voneinander ab, daß jede Zeittransition des transitionsbezogenen Zeitnetzes im zugehörigen stellenbezogenen Zeitnetz durch ein Subnetz mit zwei zeitlosen Transitionen ersetzt wird. Es ist trivial, daß das Schalten der *beiden zeitlosen* Transitionen nicht mit dem Schalten der *einen* Zeittransition übereinstimmen kann. Darüber hinaus besteht aber zwischen den Schaltprozessen, die in beiden Netzvarianten zulässig sind, eine bijektive Korrespondenz<sup>40</sup>). Wegen dieser weitreichenden Verhaltensübereinstimmung leiden stellenbezogene Zeitnetze im Prinzip unter den gleichen Problemen wie ihre transitionsbezogenen Pendant<sup>41</sup>). Hinzu kommt noch, daß für Marken zwei unterschiedliche Zugriffsmodi eingeführt werden müssen. Denn nur ungebundene oder "freie" Markenkopien können zur Aktivierung einer Transition beitragen und von deren Schalten von Eingangsstellen abgezogen oder auf Ausgangsstellen abgelegt werden. Gebundene oder "eingefrorene" Markenkopien bleiben dagegen sowohl der Aktivierung als auch dem Schalten von Transitionen entzogen. Die Berücksichtigung dieser beiden Zugriffsmodi erfordert eine deutliche Komplizierung der Schaltregel. Aus den vorgenannten Gründen wird auch auf stellenbezogene Zeitnetze in dieser Arbeit nicht weiter eingegangen.

Markenbezogene Zeitnetze lassen im Gegensatz zu transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen die grundlegenden Definitionen der Netzkonstituenten unverändert. Sie kommen vollständig ohne zeitlich ausgedehnte Schaltakte von Transitionen oder befristete Markenbindungen auf Stellen aus. Statt dessen benötigen sie lediglich mindestens ein Attribut mindestens einer Attributmarke, das als ein Zeitattribut ausgezeichnet wird<sup>42</sup>). Dieses Zeitattribut repräsentiert durch seine Ausprägungen die zeitlich variablen Erscheinungsformen einer zeitbezogenen Einflußgröße. Durch die Berücksichtigung mehrerer Zeitattribute, die zur selben Attributmarke oder auch zu verschiedenen Attributmarken gehören können, lassen sich beliebig - aber höchstens endlich - viele temporale Netzdeteminanten erfassen.

Markenbezogene Zeitnetze vermeiden grundsätzlich die vorgenannten Schwierigkeiten von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen bei der Festlegung von Netzmarkierungen und bei der Ausgestaltung der Schaltregel<sup>43</sup>). Denn die originären konzeptionellen Eigenarten von Transitionen und Stellen eines Petrinetzes werden aufrechterhalten: Die Transitionen schalten weiterhin zeitlos. Auf den Stellen werden keine Marken gebunden. Der Zusammenhang zwischen den Schaltakten der Transitionen beruht weiterhin auf einem rein kausalen Fundament.

In den anschließenden Kapiteln wird aufgezeigt, wie es trotz dieses "konservativen" Festhaltens an charakteristischen Aspekten des Petrinetz-Konzepts möglich ist, zeitbezogene Einflußgrößen mit den Ausdrucksmitteln Synthetischer Netze zu erfassen. Für diesen Zweck werden die bereits angekündigten Konstruktionen für zeitverbrauchende Prozesse, für Fristen zwischen den Schaltzeitpunkten von Transitionen und für zentrale Systemuhren entfaltet<sup>44</sup>).

Anmerkungen zum Kapitel:

1) Gleicher Ansicht ist auch KÖNIG,R. (1988a), S. 127 u. 140 (für den eng verwandten Bereich der Steuerungstechnik).

2) Vgl. zu dieser puristischen Position z.B. GENRICH (1978b), S. 84. Er hebt hervor, daß das Petrinetz-Konzept nur aufgrund des Fehlens einer Zeitskala über den konventionellen Erkenntnishorizont der Automatentheorie hinausreiche.

3) Nebenargumente beziehen sich z.B. auf die - angeblich - ungeklärte Anwendbarkeit von Zeitnetzen für praktische Koordinierungsprobleme; vgl. PAGNONI (1990), S. 120.

4) Diese Ansicht teilt der Verf. ohne Einschränkung. Nur wird er in Kürze zeigen, daß sich das kausale Fundament des Petrinetz-Konzepts mit der Berücksichtigung temporaler Einflußgrößen durchaus vereinbaren läßt. Darüber hinaus wurde schon erläutert, daß sich kausale Folgebeziehungen - unter den dort entfalteten Einschränkungen - mit zeitlichen Halbordnungen von Ereignisgeschehnissen vertragen. Auf diese temporale Erweiterbarkeit von kausalen Fundamenten scheint auch HOLT,A. (1970a), S. 7, anzuspielen.

Allerdings ist den "Netzpuristen" insofern zuzustimmen, als die einseitige Orientierung an Zeitgrößen zu Fehlschlüssen verleiten kann, welche die besondere kausale Qualität des Petrinetz-Konzepts verkennen. Dies wird besonders deutlich an der Vorhaltung von HEIMERDINGER (1978), S. 163, Petrinetze könnten wegen ihres fehlenden Zeitbezugs nicht dazu benutzt werden, Schaltkreise zu entwerfen, in denen keine kritischen Signalwettläufe vorkommen. Diese Einschätzung geht jedoch vollkommen in die Irre. Denn Petrinetze erlauben gerade wegen ihrer Zeitfreiheit, Schaltkreise in rein kausaler Weise zu modellieren. Solche Schaltkreise lassen sich dahingehend untersuchen, ob in ihnen - unabhängig von den Arbeitsgeschwindigkeiten ihrer Komponenten - kritische Signalwettläufe möglich sind. Erst die rein kausale Schaltkreismodellierung führt dazu, daß die Untersuchungsergebnisse für beliebige Arbeitsgeschwindigkeiten der Schaltkreiskomponenten gelten. Bei jeder Modellierung, die in der Anschauungsform "Zeit" erfolgt wäre, hätten dagegen für die Schaltkreiskomponenten irgendwelche Arbeitsgeschwindigkeiten unterstellt werden müßten, um ihre Ergebnisse auf einer Zeitskala erfassen zu können. Daher begünstigt die Zeitfreiheit von Petrinetzen - ganz im Gegensatz zu HEIMERDINGER's Urteil - die Analyse kritischer Signalwettläufe. Daher haben Petrinetze schon früh vielfache Anwendungen für die Modellierung und Gestaltung elektronischer Schaltkreise gefunden; vgl. PATIL (1975a), S. 2ff.; GRABOWSKI,J. (1978), S. 614ff.; AGERWALA (1978a), S. 151f.; AGERWALA (1979), S. 91f.

5) Vgl. OBERWEIS (1990a), S. 22 (mit Bezug auf Invarianten- und Erreichbarkeitsanalysen).

6) Vgl. zu den verschiedenen Varianten von Zeitnetzen LU,M. (1987), S. 104ff.; KÖNIG,R. (1988a), S. 126ff., mit einem umfassenden und systematischen Überblick über die wichtigsten Formen der Zeiterfassung, die im Rahmen des Petrinetz-Konzepts bislang entwickelt wurden; STARKE (1988a), S. 216ff.; FREEDMAN (1988b), S. 334ff. (allerdings werden dort die zeitbezogenen Netzaspekte nicht weiter verwendet, sondern von einem aufgepfropften PROLOG-Programm verwaltet; vgl. S. 338ff., insbesondere S. 341); FIDELAK (1988b), S. 8; OBERWEIS (1990a), S. 18ff. u. 83ff.; ABEL,D. (1990), S. 49ff.; LIPP (1991), S. 106f.;

Vgl. darüber hinaus auch zu kurzen Erwähnungen von Zeitnetzen GENRICH (1980b), S. 531; PAGNONI (1990), S. 120.

7) Die pragmatische Position, das Petrinetz-Konzept um Zeitaspekte zu erweitern, wird z.B. besonders deutlich vertreten von KÖNIG,R. (1988a), S. 126f. Vgl. auch MAYER,U. (1981), S. 3 (er hebt die Ergänzungsbedürftigkeit des Petrinetz-Konzepts um die Dimension "Zeit" hervor); RAZOUK (1985c), S. 7 (i.V.m. S. 3); FREEDMAN (1988b), S. 334 ("From an engineering perspective, PNs have limited modelling power because there is no sense of time.").

8) Daneben existieren weitere "exotische" Varianten, die sich nicht unter die hier spezifizierten zwei Hauptvarianten von Zeitnetzen subsumieren lassen. Ein Beispiel dafür sind Zeitnetze, bei denen Zeit als eine Ressource aufgefaßt und als Ressourceneinheit die Kopie der Basismarke gewählt wird. Der Zeitverbrauch von realen Prozessen läßt sich dann mit Hilfe eines Stelle/Transition-Netzes dadurch modellieren, daß das Schalten einer Transition von einer ihrer Eingangsstellen so viele Kopien der Basismarke abzieht, wie es der Ausführungsdauer des jeweils modellierten Prozesses entspricht. Die Eingangskante der Transition, die von der betroffenen Eingangsstelle aus die Transition erreicht, erhält diese Kopienanzahl der Basismarke als Kantengewicht. Die Anschauungsform "Zeit" wird dabei nicht explizit erfaßt. Statt dessen wird sie implizit durch das Zählen der Basismarkenkopien berücksichtigt. Auf diese Weise bleibt das rein kausale, atemporale Schaltverhalten des Netzes erhalten. Allerdings muß als Komplikation in Kauf genommen werden, daß die implizite Zeiterfassung mitunter recht aufwendige und oftmals intransparente Konstruktionen für den Verzehr von Basismarkenkopien erfordern kann. Für die Kompliziertheit dieser Modellierungsweise spricht z.B., daß wegen der Ganzzahligkeit der Anzahlen von Markenkopien stets erst eine Zeiteinheit ermittelt werden muß, die den größten gemeinsamen Teiler aller modellierungsrelevanten Zeitangaben darstellt (oder einen beliebigen Bruchteil davon). Solche Schwierigkeiten werden hier aber nicht weiter ausgeführt, weil die implizite Zeitmodellierung ohnehin dem Gebot möglichst umfassender Explizierung widerspricht. Die zuvor skizzierte Zeitmodellierung wird aber z.B. bei WINAND (1980), S. 1251, angeregt. Allerdings ist die dort benutzte Zeit-

gewichtung der Ausgangskanten von Transitionen nicht nachzuvollziehen. Dies unterstreicht die oben erwähnte Intransparenz. Ein ähnlicher Ansatz, Zeitablauf als Verzehr einer Ressource zu modellieren, findet sich bei OBERWEIS (1990a), S. 109. Allerdings wird dort ein Prädikat/Transition-Netz benutzt. Darüber hinaus wird nicht die Zeit selbst als Ressource interpretiert, sondern der Zeitablauf mit dem voranschreitenden Verzehr einer realen Ressource identifiziert.

Vgl. darüber hinaus zu noch anderen Möglichkeiten, die im Rahmen des Petrinetz-Konzepts für die Repräsentation von temporalen Einflußgrößen offenstehen, KÖNIG, R. (1988a), S. 127ff. (Zeitbewertung der Ein- oder Ausgangskanten von Transitionen); OBERWEIS (1990a), S. 18f. (zeitbezogene Bedingungen in Bedingung/Ereignis-Netzen).

9) Zeitnetze, in denen zeitbezogene Einflußgrößen durch die Schaltdauern von Transitionen berücksichtigt werden, heißen fortan auch schaltdauer- oder transitionsbezogene Zeitnetze.

10) Zeitnetze, die temporale Netzdeterminanten als Markierungsdauern von Stellen erfassen, werden im folgenden auch als markierungsdauer- oder stellenbezogene Zeitnetze angesprochen.

11) Zeitnetze, die zeitbezogene Einflußgrößen mit der Hilfe von Markenattributen berücksichtigen, werden auch als attribut- oder markenbezogene Zeitnetze bezeichnet.

12) Vgl. OBERWEIS (1990a), S. 19f., 83 u. 105ff.

Es ist bemerkenswert, daß die *prozeßorientierte* Erfassung der Anschauungsform "Zeit", wie sie bei zahlreichen Modellierungskonzepten des Operations Research vorherrscht, bei markenbezogenen Zeitnetzen durch eine *objektorientierte* Repräsentationsweise abgelöst wird. Dies gilt insbesondere auch im Hinblick auf die Netzplantechnik, bei der die zeitverbrauchenden Prozesse in der terminologischen Variante von Vorgängen mit entsprechenden Vorgangsdauern auftreten. Die Ausführungsdauern von Prozessen (Vorgängen) werden in markenbezogenen Zeitnetzen durch die variablen Ausprägungen von Zeitattributen des Objekts "Marke" ersetzt. Es läßt sich nicht entscheiden, welche Erfassungsart "natürlicher" ist. Vielmehr erfordert die Konzeptualisierung des modellierten Realproblems bereits eine begriffliche Festlegung, ob Aktivitäten entweder als zeitverbrauchende Prozesse oder aber als zeitlose Ereignisse verstanden werden. Es hängt weder vom Realproblem "an sich" noch von einem "Wesen" des Aktivitätsbegriffs ab, welche Weise der Berücksichtigung von temporalen Problemkonstituenten "adäquat" ist. Erst die strukturschaffenden Konzeptualisierungsprämissen, die während der Konstruktion eines Modells vom Modellierungsträger aufgestellt werden, legen fest, ob zeitbezogene Einflußgrößen in prozeß- oder in objektorientierter Weise ausgedrückt werden. Am Rande wird darauf hingewiesen, daß der hier zugrundegelegte objektorientierte Ansatz abermals den Kohärenzgedanken unterstreicht, der an früherer Stelle entfaltet wurde. Denn die objektbezogene Erfassung der Anschauungsform "Zeit" ordnet sich harmonisch ein in die systemtheoretische Problemkonzeptualisierung, die ebenso in objektorientierter Weise konkretisiert wurde.

13) Netzkonstrukte für die Repräsentation von Fristen werden in der späteren Fallstudie zwar nicht benötigt. Sie werden hier aber dennoch vorgestellt, um die generelle Tauglichkeit des Petrinetz-Konzepts für die Modellierung von zeitbezogenen Einflußgrößen aufzuzeigen. Denn die Berücksichtigung von Fristen (Präzedenzbeziehungen) kann bei der Modellierung produktionswirtschaftlicher Realprobleme durchaus größere Bedeutung erlangen. Darüber hinaus wird ein kurzer Vergleich des Petrinetz-Konzepts mit der Netzplantechnik erfolgen. In diesem Zusammenhang ist der Nachweis von Interesse, daß sich alle Fristen, die im Rahmen der Netzplantechnik ausgedrückt werden können, auch mit den hier unterbreiteten Netzkonstrukten erfassen lassen.

14) Die Systemzeit, die von der Systemuhr eines Netzmodells angezeigt wird, läßt sich von allen Regionen des betroffenen Netzmodells aus zur Kenntnis nehmen. Daher besitzt die Systemzeit einen inhärent globalen Charakter. Dies wird besonders deutlich bei LIND (1988), S. 7.

15) Beispielsweise werden für die Erweiterung des Kernkonzepts Synthetischer Netze keine Zeitschnittstellen in der Art benötigt, wie sie sich bei RICHTER, G. (1985c), S. 50f. u. 54ff., finden. Diese Zeitschnittstellen werden auch von OBERWEIS (1990a), S. 20, angedeutet.

16) Daher stellt die Bereicherung des Kernkonzepts Synthetischer Netze um temporale Netzdeterminanten keine echte Erweiterung ihrer Ausdruckskraft in der Weise dar, wie sie für die TURING-Mächtigkeit von Netzen erläutert wurde. Vielmehr handelt es sich um eine Steigerung des Modellierungskomforts. Vgl. dazu die Abgrenzung zwischen Ausdrucksmächtigkeit und Modellierungskomfort.

17) Vgl. dazu die Position der Netzpuristen, die an früherer Stelle dargelegt wurde.

18) Auch OBERWEIS (1990a), S. 20, hebt hervor, daß mit den Ausdrucksmitteln Höherer Netze Zeitaspekte modelliert werden können, ohne hierbei den wohlfundierten "formalen Rahmen der Netztheorie" zu verlassen. Dieser Hinweis ist insofern besonders bemerkenswert, als die Netzkonstrukte, auf die sich OBERWEIS bezieht (vor allem Systemuhren), auch in dieser Arbeit für die Repräsentation von zeitbezogenen Einflußgrößen herangezogen werden.

19) Zwar weist OBERWEIS (1990a), S. 22, darauf hin, daß auch die Erreichbarkeitsanalyse von Zeitnetzen "kaum noch praktikabel" sei. Doch bezieht er sich nur auf eine spezielle Variante von transitionsbezogenen Zeitnetzen. Dort werden den Transitionen reellzahlige Mindest- und Höchstschaltdauern zugeordnet. Diese Zeitnetzart findet in

der hier vorgelegten Ausarbeitung jedoch keine Anwendung. Ihr spezifisches Problem, die reellzahlige "Explosion des Zustandsraums" spielt für die Netzkonstrukte, die in den nachfolgenden Kapiteln vorgestellt werden, keine Rolle. Denn diese Netzkonstrukte halten an der diskreten Charakteristik des originären Petrinetz-Konzepts fest. Daher sprechen die Argumente von OBERWEIS nicht gegen die hier entfaltete Variante von Zeitnetzen und ihre Erreichbarkeitsanalyse.

20) An früherer Stelle wurde gerechtfertigt, die Auswertung von Netzmodellen auf die Technik der Erreichbarkeitsanalyse zu fokussieren.

21) Am Rande wird auf einen weiteren Aspekt mit grundsätzlicher Bedeutung hingewiesen. Er betrifft die Art von Fragestellungen, die mit der Verwendung von Zeitnetzen beantwortet werden sollen. In der Netzliteratur dominiert eine eigentümliche Beschränkung auf Fragen, die sich mit der Zeitdauer von zyklischen Netzverhaltensweisen befassen. Vgl. zu solchen zyklusbezogenen Auswertungen von Zeitnetzen z.B. FREEDMAN (1988b), S. 334f. u. 338ff. (S. 334: "study of repetitive firing behavior").

Diese Perspektivenverengung resultiert aus einer lösungszentrierten Modellierungsweise. Denn die untersuchten Zeitnetze lassen sich mit etablierten "analytischen" Auswertungsverfahren bewältigen, sofern die Zeitdauern von zyklischen Schaltprozessen bestimmt werden sollen. Eine solche Lösungszentrierung wurde jedoch schon in der Rahmenlegung dieser Arbeit kritisiert und ausgegrenzt. Daher wird die sonst übliche Untersuchung der Zeitdauern von Schaltzyklen in der hier vorgelegten Ausarbeitung keine weitere Rolle spielen.

22) Vgl. HURA (1981b), S. 83f.; RAZOUK (1985c), S. 7 u. 11f.; KÖNIG,R. (1988a), S. 134ff.; FREEDMAN (1988b), S. 334ff.; LIPP (1989a), S. 9f.; OBERWEIS (1990a), S. 19; LIPP (1991), S. 106f.

Zu den transitionsbezogenen Zeitnetzen gehören auch die Stochastischen Netze, in denen der zeitliche Abstand zwischen zwei aufeinanderfolgenden Netzmarkierungen durch Dichtefunktionen beschrieben wird. Diese kontinuierlichen Funktionen legen nicht nur Schaltwahrscheinlichkeiten von Schaltschritten (Transitionen) fest, welche die Markierungsübergänge bewirken. Sie bestimmen auch die Wahrscheinlichkeiten, mit denen unterschiedliche Zeitspannen für diese Übergänge realisiert werden. Vgl. zu solchen transitionsbezogenen stochastischen Zeitnetzen z.B. AJMONE MARSAN (1985a), S. 81ff.

Zeitnetze mit Schaltdauern für Transitionen, stellen nur eine häufig verwendete Variante von transitionsbezogenen Zeitnetzen dar. Sie werden hier stellvertretend für alle transitionsbezogenen Zeitnetze thematisiert. Daneben existieren aber auch Zeitnetzvarianten, die zeitbezogene Einflußgröße zwar mit der Hilfe von Transitionen, nicht aber durch deren Schaltdauern erfassen. Dazu gehören z.B. Zeitnetze, in denen die Schaltdauer einer Transition durch die Anforderung ersetzt wird, die Transitionen müßte entsprechend lange ununterbrochen aktiviert sein. Diese Variante liegt dem Softwarepaket "PetriLab" zugrunde; vgl. FEHLING (1990b), S. 1(ff.). Darauf wird hier nicht weiter eingegangen, weil die Anforderung kontinuierlicher Transitionsaktivierung zu erheblichen Modellierungsschwierigkeiten führen kann; vgl. dazu die ausführliche Diskussion in FEHLING (1990b), S. 1ff. Vgl. zu ähnlichen Aktivierungsdauern für Transitionen OBERWEIS (1990a), S. 19 (dort allerdings in Kombination mit Schaltdauern).

Des weiteren sind Zeitnetze konzipiert worden, in denen die Schaltakte von Transitionen zeitbezogene Restriktionen erfüllen müssen. Solche Restriktionen lassen sich z.B. als Zeitintervalle formulieren, innerhalb deren eine aktivierte Transition schalten muß. Außerhalb dieser Zeitintervalle büßen die Transitionen dagegen ihre Aktivierung ein. Vgl. zu solchen transitionsbezogenen Zeitnetzen mit temporalen Restriktionen ANDRE (1988), S. 128ff. (Zeitintervalle für Transitionsschaltakte); OBERWEIS (1990a), S. 19.

23) Mitunter werden neben den Schaltdauern auch zusätzliche Aktivierungsdauern berücksichtigt; vgl. z.B. RAZOUK (1985c), S. 7 u. 11f. Auf diese Ausweitung wird im folgenden nicht näher eingegangen, weil transitionsbezogene Zeitnetze später ohnehin keine Rolle mehr spielen werden.

24) In diesem Degenerierungsfall liegen gewöhnliche Transitionen vor, deren Schaltakte punktförmige, zeitlich nicht ausgedehnte Ereignisse darstellen. Sie werden fortan auch als zeitlose oder zeitfreie Transitionen angesprochen.

25) Hieraus folgt für gewöhnliche Transitionen  $t_m$  die degenerierte "Schaltdauer"  $SD_m$  mit  $SD_m=0$ .

26) Eine anschauliche, exemplarische Schilderung dieser Schwierigkeiten gibt ABEL,D. (1990), S. 50f.

27) Vgl. KÖNIG,R. (1988a), S. 134f.

28) Die Markierungslücke wird besonders deutlich bei KÖNIG,R. (1988a), S. 134, Abb. 6.12 (rechte Abbildungshälfte).

29) Zumeist wird die Markierungslücke durch folgende Setzung geschlossen: Einerseits werden zu Schaltbeginn von den Eingangsstellen einer Zeittransition diejenigen Markenkopien abgezogen, die zum Schalten der Zeittransition erforderlich sind. Andererseits werden zum Schaltbeginn aber keine Markenkopien auf den Ausgangsstellen der Zeittransition abgelegt. Dies geschieht erst im Zeitpunkt des Schaltendes. Vgl. zu dieser Vereinbarung für das Schalten von Zeittransitionen KÖNIG,R. (1988a), S. 134; ABEL,D. (1990), S. 50ff.; OBERWEIS (1990a), S. 19; FEHLING (1990b), S. 2.

Vgl. zu weiteren Setzungen, die für das Schalten von Zeittransitionen in Betracht kommen, KÖNIG,R. (1988a), S. 134f.

30) Das Adäquanzpostulat wird von der Schaltvereinbarung verletzt, die kurz zuvor vorgestellt wurde: Zu Schaltbeginn werden von den Eingangsstellen einer Zeittransition alle erforderlichen Markenkopien abgezogen. Auf den Ausgangsstellen der Zeittransition werden erst am Schaltende Markenkopien abgelegt. Von diesen Festlegungen wird im folgenden ausgegangen. Dann liegt zwar während des Zeitintervalls, das sich zwischen dem Schaltbeginn und dem Schaltende der Zeittransition erstreckt, eine wohldefinierte Interimsmarkierung vor. Dadurch ist die Markierungslücke geschlossen. Aber die Interimsmarkierung leidet nun unter einem anderen Defekt: Unter ihr ist die Schaltvoraussetzung der Zeittransition nicht mehr erfüllt, weil Markenkopien von den Eingangsstellen der Zeittransition abgezogen wurden. Zugleich ist aber auch die Schaltwirkung der Zeittransition noch nicht eingetreten, da noch keine Markenkopien auf den Ausgangsstellen der Zeittransition abgelegt worden sind. Diese Vorgehensweise verstößt gegen das Gebot einer realitätsadäquaten Modellierung. Denn nach dem Beginn und vor dem Ende des Schaltprozesses einer Zeittransition liegt während eines ausgedehnten Zeitintervalls eine Interimsmarkierung vor, die weder der Schaltvoraussetzung noch der Schaltwirkung der Zeittransition entspricht. Die Zeittransition repräsentiert aber eine Aktivität, die durch die Schaltvoraussetzung und die Schaltwirkung der Zeittransition - zumindest im Rahmen des vorliegenden Netzmodells - vollständig beschrieben wird. Daher entspricht die setzungsbedingte Interimsmarkierung keinem Aspekt der repräsentierten Aktivität. Die Interimsmarkierung stellt vielmehr ein artifizielles Netzkonstrukt dar. Sie verletzt deshalb die Forderung nach einer "natürlichen" Modellierung. Folglich gestattet die Konstruktion von Interimsmarkierungen keine realitätsadäquate Repräsentation von zeitlich ausgedehnten Aktivitäten. Gleicher Ansicht ist KÖNIG,R. (1988a), S. 134 ("keine adäquate Abbildung zwischen Modellzustand und dem Zustand des modellierten Prozesses").

Wegen dieser Inadäquanz von Interimsmarkierungen könnte daran gedacht werden, entweder schon zu Beginn des Schaltprozesses einer Zeittransition deren Schaltwirkung eintreten zu lassen oder aber erst am Ende ihres Schaltprozesses die Schaltvoraussetzung der Zeittransition aufzuheben. Beide Fälle kommen jedoch bei näherem Hinsehen nicht in Betracht, weil sie zu unzulässigen Netzmarkierungen führen können. Diese Gefahr besteht immer dann, wenn die Zeittransition mit mindestens einer anderen Transition eine gemeinsam benachbarte Stelle teilt und wenn jene andere Transition aktiviert ist, während der Schaltprozeß der Zeittransition andauert. Dabei ist es unerheblich, ob die andere Transition eine gewöhnliche Transition mit der Schaltdauer "Null" oder ebenso eine Zeittransition darstellt. Sie wird fortan als Alternativtransition bezeichnet. Im ersten Fall tritt die Schaltwirkung der Zeittransition bereits zu Schaltbeginn ein. In diesem Zeitpunkt werden alle benötigten Markenkopien von den Eingangsstellen der Zeittransition abgezogen und ebenso alle erforderlichen Markenkopien auf den Ausgangsstellen der Zeittransition abgelegt. Die Folgemarkierung liegt also schon unmittelbar nach dem Schaltbeginn vor. Wenn die Alternativtransition unter der Folgemarkierung aktiviert ist und tatsächlich schaltet, bevor das Schaltende der Zeittransition eingetreten ist, kann eine neue Netzmarkierung resultieren, die frühestens im Zeitpunkt des Schaltendes der Zeittransition zulässig gewesen wäre. Diese neue Netzmarkierung wird aber qua Voraussetzung bereits vor diesem Schaltende erreicht. Folglich ist sie unzulässig (q.e.d.). Im zweiten Fall wird die Schaltvoraussetzung der Zeittransition erst an ihrem Schaltende aufgehoben. In diesem Zeitpunkt werden alle benötigten Markenkopien von den Eingangsstellen der Zeittransition abgezogen und zugleich alle erforderlichen Markenkopien auf den Ausgangsstellen der Zeittransition abgelegt; vgl. KÖNIG,R. (1988a), S. 135. Die Referenzmarkierung, unter der die Zeittransition aktiviert war und ihr Schaltprozeß begonnen wurde, wird daher bis zum Schaltende der Zeittransition beibehalten. Sofern die Alternativtransition unter der Referenzmarkierung mit der Zeittransition konfliktionär aktiviert ist, müßte das Schalten der Zeittransition die Aktivierung der Alternativtransition aufheben. Dieser Effekt tritt aber per constructionem erst am Schaltende der Zeittransition ein. Im Zeitintervall zwischen ihrem Schaltbeginn und ihrem Schaltende kann dagegen nicht verhindert werden, daß die dann immer noch aktivierte Alternativtransition ebenfalls geschaltet wird. Nach dem Schaltende der Zeittransition liegt dann aber notwendig eine unzulässige Netzmarkierung vor, weil zwei konfliktionär aktivierte Transitionen gemeinsam geschaltet worden sind.

Die vorgenannten Schwierigkeiten lassen sich zwar dadurch verhindern, daß die Markenkopien und die freien Markenkapazitäten, die für das Schalten der Zeittransition benötigt werden, schon bei ihrem Schaltbeginn reserviert werden. Dieser Vorschlag findet sich bei KÖNIG,R. (1988a), S. 135 u. 137f. Seine Verwirklichung erfordert Markenbindungsdauern und Kapazitätsfreihaltungsdauern: Diese marken- bzw. kapazitätsbezogenen Reservierungsdauern stehen jedoch in transitionsbezogenen Zeitnetzen nicht zur Verfügung. Es käme also nur eine Vermengung von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen in Betracht. Dann können aber erhebliche Schwierigkeiten hinsichtlich der Abgrenzung zwischen Markierungs- und Schaltdauern auftreten, falls die beiden Dauern auf eine Stelle und eine Transition bezogen werden, die einander benachbart sind. Auf diese Probleme wird nicht weiter eingegangen, da die Vermengung von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen - trotz des zuvor erwähnten Vorschlags - bisher ohnehin noch nicht konkretisiert worden ist. Insbesondere liegt noch keine Ausarbeitung vor, die präzise festlegt, wie Markenbindungsdauern in transitionsbezogenen Zeitnetzen tatsächlich realisiert werden sollen.

Ähnliche Vorbehalte gelten für den eng verwandten Vorschlag von ABEL,D. (1990), S. 51ff. Er hält an den o.a. üblichen Vereinbarungen für Schaltbeginn und -ende einer Zeittransition fest. Statt dessen reserviert er zumindest die Markenkapazität der Ausgangsstellen einer Zeittransition während ihrer Schaltdauer für do viele Markenkopien, wie dort beim Schaltende der Zeittransition abgelegt werden. (Darüber hinaus reserviert ABEL auch Markenkapazitäten

für die Eingangsstellen einer Zeittransition. Aber seine Begründung für dieses Vorgehen vermag der Verf. nicht nachzuvollziehen.) Darüber hinaus benötigt auch ABEL Markenbindungsdauern, um die Markenkopien, die bei Schaltbeginn von den Eingangsstellen einer Zeittransition abgezogen worden sind, auf der Interimstelle im "Innern" der verfeinerten Zeittransition während ihrer Schaltdauer festzuhalten. (Allerdings erwähnt er diese Markenbindungsdauern nicht ausdrücklich. Dies unterstreicht die oben erwähnte Konkretisierungslücke.) Folglich benötigt ABEL genau so wie KÖNIG sowohl marken- als auch kapazitätsbezogene Reservierungsdauern. Daher trifft die Kritik, die oben gegenüber KÖNIG's Konstruktionen geäußert wurde, auf ABEL's Vorgehensweise ebenso zu. Es könnte jedoch eingewendet werden, die inadäquate Modellierung durch Interimsmarkierungen ließe sich dadurch vermeiden, daß ein Zeitpunkt ausgezeichnet wird, der weder mit dem Schaltbeginn noch mit dem Schaltende der Zeittransition zusammenfällt. In diesem einen Zeitpunkt geht die Referenzmarkierung, welche die Schaltvoraussetzung der Zeittransition erfüllt, uno actu in diejenige Folgemarkierung über, die von der Schaltwirkung der Zeittransition hervorgebracht wird. Es wird zunächst angenommen, aus der Konzeptualisierung der Aktivität, die durch die Zeittransition repräsentiert wird, ergäbe sich ein eindeutiger Zeitpunkt für den Übergang von der Referenz- zur Folgemarkierung. Dann kann die betrachtete Zeittransition  $t_m$  mit der positiven Schaltdauer  $SD_m$  aber auf eine gewöhnliche Transition  $t_m^*$  mit der degenerierten Schaltdauer  $SD_m^*=0$  reduziert werden. Diese Transition  $t_m^*$  schaltet zeitlos exakt in demjenigen Zeitpunkt, in dem die Zeittransition  $t_m$  die Referenz- in die Folgemarkierung transformieren würde. Das Verhalten der beiden Netze, die sich lediglich dadurch unterscheiden, daß die Zeittransition  $t_m$  des einen Netzes durch die zeitlose Transition  $t_m^*$  des anderen Netzes substituiert ist, unterscheiden sich per constructionem überhaupt nicht. Mittels der Reduzierung auf eine zeitlose Transition ist es möglich, die zugrundeliegende Aktivität wesentlich einfacher als durch eine Zeittransition zu repräsentieren. Zugleich werden alle Markierungs- und Schaltprobleme von Zeittransitionen vermieden. Daher erweist sich die Verwendung einer Zeittransition bei wohldefiniertem Übergangszeitpunkt als unnötig komplexe Netzkonstruktion, die gegen das Postulat der Modellierungseinfachheit verstößt. Abschließend wird die alternative Annahme beleuchtet, aus der Konzeptualisierung der repräsentierten Aktivität lasse sich kein eindeutiger Zeitpunkt für den Übergang von der Referenz- zur Folgemarkierung ableiten. Dann besteht zwar nicht mehr die Möglichkeit, die Zeittransition durch die Reduzierung auf eine zeitlose Transition zu vereinfachen. Doch ist qua Voraussetzung für die Aktivität kein Übergangszeitpunkt in "natürlicher" Weise ausgezeichnet. Daher bedeutet jede Festlegung eines solchen Übergangszeitpunkts wiederum eine willkürliche Setzung. Folglich verletzt sie das Postulat der Realitätsadäquanz. Deshalb ist es unmöglich, den Forderungen nach realitätsadäquater und einfacher Modellierung durch Transitionen mit zeitlich ausgedehnten Schaltprozessen gleichzeitig gerecht zu werden.

31) Vgl. KÖNIG,R. (1988a), S. 134f., 137 u. 142. OBERWEIS (1990a), S. 22, weist darauf hin, daß in transitionsbezogenen Zeitnetzen die "einfache Semantik" der Schaltregel verloren gehen kann und das Eintreten von undefinierten Netzzuständen droht.

32) Vgl. die Erläuterungen, die kurz zuvor erfolgten. Insbesondere muß die Schaltregel so erweitert werden, daß die bereits erwähnten unzulässigen Netzmarkierungen grundsätzlich ausgeschlossen werden. Einen Vorschlag für eine derart erweiterte Schaltregel hat z.B. ABEL,D. (1990), S. 51ff., als "zeitbehaftete Schaltregel" unterbreitet.

33) Das folgt aus dem voranstehend aufgezeigten Problem, daß beim Schalten einer Zeittransition nunmehr auch solche Stellen eine Rolle spielen können, die nicht zur Nachbarschaft der Zeittransition gehören, sondern zu den inzidenten Stellen einer anderen Transition zählen, die mit der Zeittransition mindestens eine gemeinsam benachbarte Stelle teilt.

34) Vgl. KÖNIG,R. (1988a), S. 130f. u. 138ff.; OBERWEIS (1990a), S. 19.

35) In diesem Grenzfall handelt es sich um gewöhnliche Stellen. Die Markenkopien, die sich auf diesen Stellen befinden, unterliegen keiner befristeten Markenbindung.

36) Unter die "Veränderung" der Markierung einer Stelle wird hier auch die Zuordnung einer Ausgangsmarkierung zu dieser Stelle subsumiert.

37) Falls sich auf einer Stelle keine Markenkopien befinden, besitzt die stellenspezifische Markierungsdauer für die Stelle keine Bedeutung.

38) Deshalb kann die Markierungsdauer auch als Markenbindungsdauer bezeichnet werden.

39) Vgl. zur wechselseitigen Transformierung von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen KÖNIG,R. (1988a), S. 138ff.

Die bidirektionale Transformationsmöglichkeit für transitions- und stellenbezogene Zeitnetze wird kurz erläutert. Ausgangspunkt ist eine Zeittransition  $t_m$  aus einem transitionsbezogenen Zeitnetz mit der positiven Schaltdauer  $SD_m$ . Sie besitzt den Vorbereich  $VB(t_m)$  und den Nachbereich  $NB(t_m)$ . Der Vorbereich umfaßt alle Einflußstellen der Zeittransition  $t_m$ , so daß er mit ihrem Einflußbereich  $EB_m$  zusammenfällt. Zur Transformation des transitionsbezogenen Zeitnetzes wird seine Zeittransition  $t_m$  als eine Makrotransition behandelt. Sie wird im stellenbezogenen Zeitnetz durch ein transitionsberandetes Subnetz ersetzt. Für die Konstruktion dieses Subnetzes gilt: Die Zeittransition  $t_m$  des transitionenbezogenen Zeitnetzes wird im stellenbezogenen Zeitnetz durch ein Paar aus einer zeitlosen

Starttransition  $t_{m, st}$  und einer ebenso zeitlosen Schlußtransition  $t_{m, sb}$  abgelöst. Die Start- und die Schlußtransition vertreten den Schaltbeginn bzw. das Schaltende der Zeittransition  $t_m$ . Die Starttransition erhält denselben Vorbereich wie die Zeittransition:  $VB(t_{m, st}) = VB(t_m)$ . Ebenso wird für die Schlußtransition derselbe Nachbereich wie für die Zeittransition festgelegt:  $NB(t_{m, sb}) = NB(t_m)$ . Zusätzlich wird im stellenbezogenen Zeitnetz eine Interimstelle  $s_{m, in}$  eingeführt. Auf ihr befindet sich genau so lange mindestens eine Markenkopie, wie der Schaltprozeß der Zeittransition im transitionsbezogenen Zeitnetz andauert. Dies wird durch vier Maßnahmen erreicht. Erstens ist die Interimstelle die einzige Ausgangsstelle der Starttransition und die einzige Eingangsstelle der Schlußtransition. Informationsstellen besitzt die Schlußtransition grundsätzlich nicht. Daher muß gelten:  $NB(t_{m, st}) = VB(t_{m, sb}) = \{s_{m, in}\}$ . Zweitens wird die Interimstelle mit der Schlußtransition durch eine Obligatkante verknüpft. Dadurch wird sichergestellt, daß die Schlußtransition im stellenbezogenen Zeitnetz tatsächlich schaltet, wenn die Schaltdauer der Zeittransition im transitionsbezogenen Zeitnetz abgelaufen ist. Drittens erhält die Interimstelle  $s_{m, in}$  die Markierungsdauer  $MD_{m, irr}$ , die mit der Schaltdauer  $SD_m$  der Zeittransition  $t_m$  genau übereinstimmt:  $MD_{m, irr} = SD_m$ . Viertens darf die Interimstelle  $s_{m, in}$  keine anderen benachbarten Transitionen als die Start- und die Schlußtransition besitzen:  $VB(s_{m, in}) = \{t_{m, st}\}$  und  $NB(s_{m, in}) = \{t_{m, sb}\}$ . Die letztgenannte Maßnahme ist notwendig, um zu verhindern, daß andere Transitionen als die Start- und die Schlußtransition die Markierung der Interimstelle  $s_{m, in}$  beeinflussen können. Wenn die voranstehenden vier Maßnahmen ergriffen worden sind, gilt: Die Schaltakte der Start- und der Schlußtransition im stellenbezogenen Zeitnetz fallen mit dem Schaltbeginn bzw. -ende der Zeittransition im transitionsbezogenen Zeitnetz zusammen. Auf der Interimstelle befindet sich im stellenbezogenen Zeitnetz genau dann mindestens eine Markenkopie, wenn der Schaltprozeß der Zeittransition im transitionsbezogenen Zeitnetz bereits begonnen hat, aber noch nicht beendet ist. Die Belegung der Interimstelle mit mindestens einer Markenkopie entspricht daher der Interimsmarkierung, die in einer früheren Anmerkung erwähnt wurde. Umgekehrt kann ein stellenbezogenes Zeitnetz in ein transitionsbezogenes Zeitnetz transformiert werden. Dazu brauchen lediglich die voranstehend skizzierten Maßnahmen invertiert zu werden. Dabei muß allerdings vorausgesetzt werden, daß jede Stelle, die im stellenbezogenen Zeitnetz eine positive Markierungsdauer besitzt, nur genau eine Eingangs- und genau eine Ausgangstransition besitzt. Andernfalls ließe sie sich nicht in der zuvor erläuterten Weise als eine Interimstelle behandeln. Abb. 138 verdeutlicht die wechselseitige Transformationsmöglichkeit von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen.

Allerdings gilt die Verhaltensübereinstimmung zwischen transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen, die ineinander transformiert wurden, nur in einer ersten Annäherung. Auf eine wesentliche Abweichung wird oben ausdrücklich hingewiesen. Darüber hinaus können weitere Komplikationen hinzutreten. Da in dieser Arbeit weder transitions- noch stellenbezogene Zeitnetze Anwendung finden, wird darauf verzichtet, diese Schwierigkeiten systematisch zu untersuchen. Statt dessen werden sie nur anhand von vier exemplarischen Aspekten verdeutlicht. Erstens scheidet die oben skizzierte Transformation von stellenbezogenen Zeitnetzen in transitionsbezogene Zeitnetze bereits dann, wenn im stellenbezogenen Zeitnetz mindestens eine Stelle mit einer positiven Markierungsdauer existiert, die mehrere Ein- oder mehrere Ausgangstransitionen besitzt. Dies folgt unmittelbar aus dem oben erfolgten Hinweis zur Invertierung der vier Maßnahmen, durch die sich transitions- in stellenbezogene Zeitnetze transformieren lassen. Zweitens kann das Schaltverhalten des stellenbezogenen Zeitnetzes von demjenigen des transitionsbezogenen Zeitnetzes abweichen, falls die Interimstelle  $s_{m, in}$  mit der Schlußtransition  $t_{m, sb}$  nur über eine gewöhnliche Konzessionskante verbunden ist. Denn dann kann wegen der Permissivität der Schaltregel gewöhnlicher Petrinetze nicht ausgeschlossen werden, daß die Schlußtransition im stellenbezogenen Zeitnetz nicht geschaltet wird, obwohl sie durch das Ablaufen der Markierungsdauer ihrer inzidenten Interimstelle aktiviert ist und im korrespondierenden transitionsbezogenen Zeitnetz der Schaltprozeß der Zeittransition beendet wurde. Drittens wird auf die Alternativtransitionen verwiesen, die in einer früheren Anmerkung erwähnt wurden. Falls sie das Schaltverhalten einer Zeittransition beeinflussen können, ist durch die zuvor skizzierte Transformationsmöglichkeit noch keineswegs sichergestellt, daß die Schaltverhaltensweise eines transitions- und eines stellenbezogenen Zeitnetzes tatsächlich übereinstimmen. Vielmehr hängt es von den speziellen Behandlungsweisen solcher Alternativtransitionen in den beiden Zeitnetzen ab, ob die postulierte Verhaltensübereinstimmung sichergestellt ist. Viertens muß für jede Zeittransition aus dem transitionsbezogenen Zeitnetz vorausgesetzt werden, daß ihr Schalten so festgelegt ist, wie es zu bei der Einführung von Interimsmarkierungen erfolgte: Die Zeittransition zieht bei ihrem Schaltbeginn nur die Markenkopien von ihren Eingangsstellen ab und legt erst am Ende ihres Schaltprozesses die Markenkopien auf ihren Ausgangsstellen ab. Nur unter dieser Prämisse läßt sich die oben skizzierte Transformation von transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen ohne Schwierigkeiten anwenden. Andernfalls wäre die Korrespondenz zwischen dem Schaltbeginn und dem Schaltende der Zeittransition aus dem transitionsbezogenen Zeitnetz einerseits sowie der Start- bzw. der Schlußtransition im stellenbezogenen Zeitnetz andererseits nicht mehr garantiert. Es erstaunt, daß die wechselseitige Transformationsmöglichkeit zwischen transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen zwar allgemein anerkannt ist, aber auf keine der vier voranstehenden Transformationsdefekte eingegangen wird.



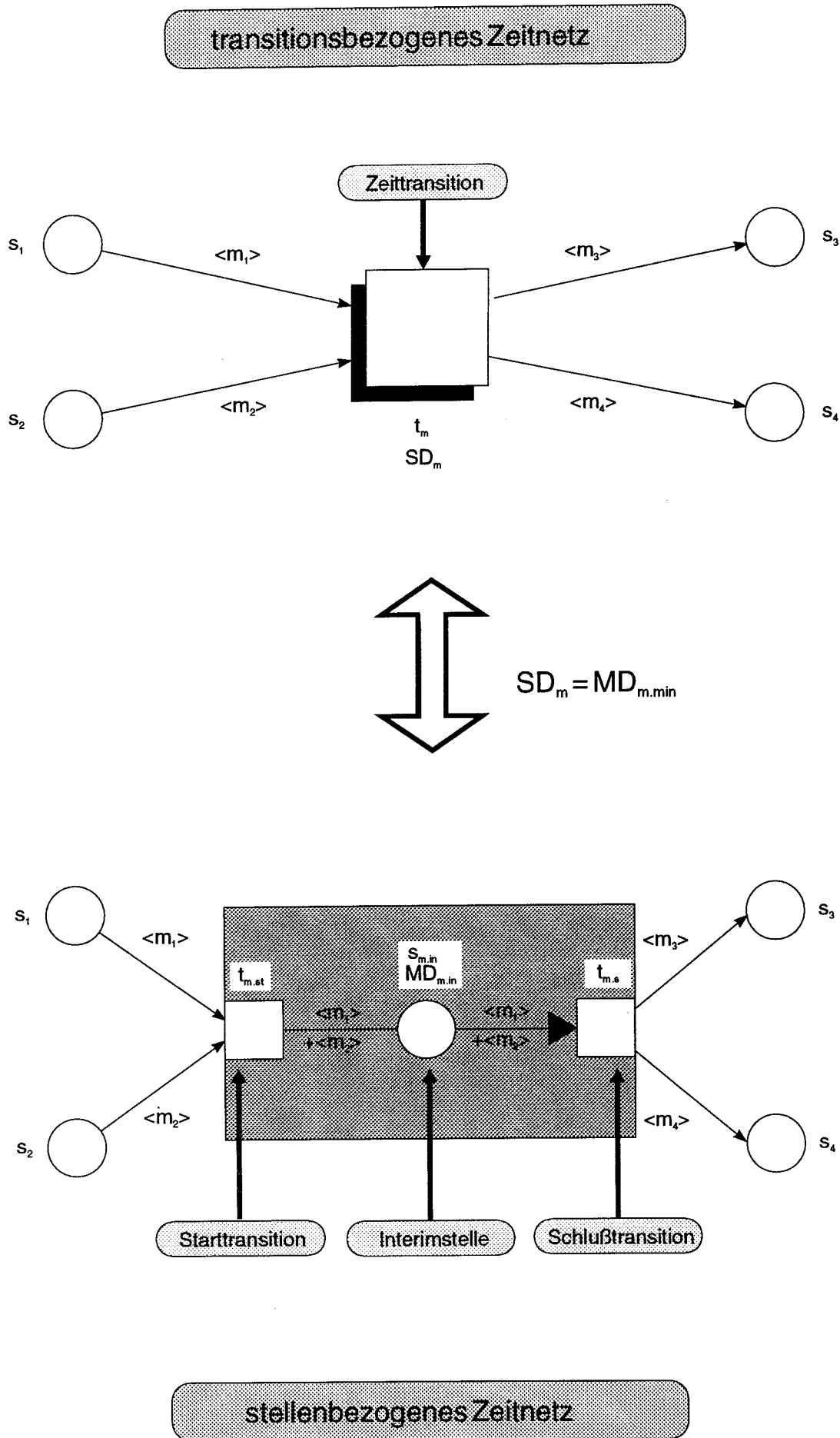


Abb. 138: Transformation zwischen Ausschnitten aus einem transitionen- und einem stellenbezogenen Zeitnetz

40) Dies gilt jedoch nur unter dem Vorbehalt, daß sich jene Komplikationen nicht einstellen, die in der voranstehenden Anmerkung angedeutet wurden.

41) In stellenbezogenen Zeitnetzen wird zwar die Schwierigkeit umgangen, den Zeitpunkt festzulegen, in dem ein Markierungswechsel erfolgt. Denn die Markierungsveränderungen sind durch die Schaltakte der Start- und der Schlußtransition eindeutig festgelegt, deren Konstruktion in der voranstehenden Anmerkung erläutert wurde. Dafür muß aber in Kauf genommen werden, daß während des Zeitintervalls der Markierungsdauer, das sich zwischen den Schaltzeitpunkten der Start- und der Schlußtransition erstreckt, im stellenbezogenen Zeitnetz eine schlechtdefinierte Interimsmarkierung vorliegt. Denn sie entspricht per constructionem genau derjenigen Interimsmarkierung eines transitionsbezogenen Zeitnetzes. Diese Entsprechung wird durch eine Voraussetzung erzwungen, die für die wechselseitige Transformationsmöglichkeit zwischen transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen immer erfüllt sein muß. Diese Anforderung wurde am Ende der voranstehenden Anmerkung als vierter Aspekt möglicher Transformationskomplifikationen dargelegt.

42) Hinzu kommen müssen allerdings noch Netzkonstrukte der Art, wie sie in den anschließenden Kapiteln für die Repräsentation von zeitverbrauchenden Prozessen, von Fristen und von Systemuhren vorgestellt werden. Aber diese Netzkonstrukte beruhen gemeinsam auf den hier eingeführten Zeitattributen. Sie benötigen auch keine Erweiterung des Kernkonzepts Synthetischer Netze um grundsätzlich neuartige Ausdrucksmittel.

43) Allerdings unterliegen auch markenzugehörige Zeitnetze einem Problem bei der Repräsentation temporaler Aspekte. Es handelt sich um eine Modellierungslücke, die für alle Zeitnetzvarianten gilt, aber bei den oben vorgestellten transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen noch nicht hervorgehoben wurde. Das Problem erstreckt sich auf die Unmöglichkeit, zeitbezogene Einflußgrößen unmittelbar zu repräsentieren, falls die Veränderungen ihrer aktuellen Ausprägungen auf *reinem Zeitablauf* beruhen. Zu diesen Einflußgrößen gehört z.B. die zeitbedingte Zunahme der Kapitalbindung in den Werkstücken eines Produktionsauftrags. Ebenso betroffen ist das Anwachsen der Durchlaufzeit von Werkstücken, während sie auf ihre Bearbeitung vor einer Bearbeitungsstation oder auf das Eintreffen eines Transportmittels warten. Die Ausprägungen dieser Einflußgrößen verändern sich zeitabhängig, ohne daß dabei irgendein Ereignis im jeweils modellierten Produktionssystem zu geschehen braucht. Die ereignisunabhängige, aber zeitdependente Veränderung von Einflußgrößenausprägungen läuft der Charakteristik aller Petri-netze zuwider, daß Netzveränderungen grundsätzlich durch das Schalten von Transitionen bewirkt werden. Dieses Schalten besitzt entweder die Qualität eines punktförmigen Ereignisses. Oder es wird zu einem zeitlich ausgedehnten Schaltprozeß erweitert. In beiden vorgenannten Fällen geschieht aber notwendig mindestens ein Ereignis: der Schaltakt einer zeitlosen Transitionen bzw. der Schaltbeginn oder das Schaltende einer Zeittransition. Daher läßt es die grundsätzlich *ereignisabhängige* Veränderung von Netzen nicht zu, *ereignisunabhängige* Variationen zeitdependenter Einflußgrößenausprägungen unmittelbar zu erfassen. Daraus folgt die eingangs erwähnte Modellierungslücke bei der Repräsentation von Einflußgrößen, deren Ausprägungsveränderungen auf *reinem Zeitablauf* basieren.

Die Modellierungslücke läßt sich in allen hier behandelten Varianten von Zeitnetzen auf (mindestens) zwei Weisen schließen. Allerdings verletzen beide das Postulat einer "natürlichen" Modellierung. Einerseits kann mit der Aktualisierung der Ausprägung einer ereignisunabhängigen, aber zeitdependenten Einflußgröße so lange gewartet werden, bis im modellierten Produktionssystem wieder ein Ereignis geschieht. Die Transition, deren Schalten den Ereigniseintritt repräsentiert, kann so erweitert werden, daß sie auch die Ausprägung der vorgenannten Einflußgröße aktualisiert. Allerdings wird dann die Schaltwirkung der Transition um die Ausprägungsaktualisierung erweitert, die mit dem repräsentierten Ereignis strenggenommen nichts zu tun hat. Daher erfolgt durch diese Transitionserweiterung keine natürliche Modellierung. Andererseits können zusätzliche Transitionen eingeführt werden, die sich auf keine Ereignisse im modellierten Produktionssystem beziehen. Sie dienen ausschließlich dem Zweck, durch ihr Schalten die Ausprägungen von ereignisunabhängigen, aber zeitdependenten Einflußgrößen zu aktualisieren. Bei diesen Transitionen handelt es sich um künstliche Konstrukte, die aus rein modellierungstechnischen Zwecken Pseudoereignisse konstituieren. Diese Pseudoereignisse geschehen nicht real, sondern spiegeln lediglich das Verstreichen von Zeit wieder. Darüber hinaus kann dieser Zeitablauf aufgrund des diskreten Charakters der Schaltakte von Transitionen nur in diskontinuierlichen Schüben erfolgen. Jeder Zeitsprung wird durch das schaltbedingte Geschehen eines Pseudoereignisses bewirkt. Auch diese Vorgehensweise widerspricht der intuitiven Vorstellung einer "natürlichen" Modellierung. Daher sind weder transitions- noch stellen- noch markenzugehörige Zeitnetze in der Lage, die Modellierungslücke bei der Repräsentation von ereignisunabhängigen, aber zeitdependenten Einflußgrößen in realitätsadäquater Weise zu überwinden.

Immerhin läßt sich für markenzugehörige Zeitnetze ein Ausweg aus dieser unbefriedigenden Situation vorstellen. Es wäre erforderlich, bei der Netzdefinition ein Konzept für das autonome Altern der Kopien von Marken mit Zeitattributen zu verankern. Darüber hinaus müßte sichergestellt werden, daß die Ausprägungen von Zeitattributen, die ereignisunabhängige, aber zeitdependente Einflußgrößen repräsentieren, an das Altern solcher Markenkopien automatisch angepaßt werden. Dann würden die vorgenannten Einflußgrößen so berücksichtigt, daß die zuvor diskutierte Modellierungslücke auf natürliche Art geschlossen wäre. Es lassen sich durchaus Ansätze vorstellen, um das Selbstaltern von Markenkopien und die automatische Attributanpassung zu realisieren. Beispielsweise kann eine spezielle

Sorte "alter" zusammen mit sortenspezifischen Operatoren so eingeführt werden, wie es KNOLMAYER (1989), S. 81, für einen "Datentyp ZEIT" und die entsprechende zeitbezogene Operatoren angedeutet hat. Es kommt auch ein Rückgriff auf Techniken der objektorientierten Programmierung in Betracht: Eine Markenkopie wird als eine Objektinstanz behandelt. Für das Objekt sind spezifische "Methoden" definiert, deren Anwendung durch das Vorschreiten einer zentralen Systemuhr angestoßen ("getriggert") wird. Durch die Methodenanwendung werden die Ausprägungen des Objektattributs der Sorte "alter" und auch anderer zeitdependenter Attribute in Abhängigkeit vom Zeitablauf fortgeschrieben. Die Implementierung solcher Datentypen oder Objekte reicht jedoch weit über den Rahmen der hier vorgelegten Untersuchung hinaus. Des weiteren könnte an Simulationskonzepte gedacht werden, die sich nicht auf das Petrinetz-Konzept beziehen, aber dennoch die explizite Modellierung mobiler Objekte vorsehen. Dazu gehört z.B. die Simulationssprache SIMPLEX-MDL, die von ESCHENBACHER (1989), S. 119ff., und ESCHENBACHER (1991), S. 224ff., erläutert wird. Die mobilen Objekte dieser Simulationssprache lassen sich benutzen, um Marken von Petrinetzen zu implementieren. Auf den ersten Blick liegt es nahe, das Selbсталtern der markenimplementierenden beweglichen Objekte durch die Systemuhr zu veranlassen, die in allen konventionellen Simulationskonzepten zur Verfügung steht. Leider läßt sich jedoch dieser Ansatz nicht realisieren, weil die beweglichen Objekte der Simulationssprache SIMPLEX-MDL passive Modellkomponenten darstellen, die grundsätzlich keine innere Dynamik besitzen; vgl. ESCHENBACHER (1991), S. 226, weniger deutlich auch ESCHENBACHER (1989), S. 123.

Bisher ist dem Verf. noch kein erfolgversprechender Implementierungsvorschlag für das Selbсталtern von Marken bekannt geworden. Daher muß die später präsentierte Fallstudie mit den beiden zuvor erwähnten Alternativen für die Schließung der Modellierungslücke trotz ihrer mangelhaften Realitätsadäquanz auskommen. Es wird sogar nur auf die erste Alternative zurückgegriffen, die Schaltwirkungen von Transitionen entsprechend zu erweitern. Dies trifft beispielsweise auf die Transition "werkstückabzug" zu. Bei ihrem Schalten wird die Ermittlung der Auswirkungen, die das Abziehen eines fertigbearbeiteten Werkstücks aus dem Werkstücklager eines Produktionssystems verursacht, inhaltlich so angereichert, daß auch die zuletzt entstandene, zeitablaufbedingte Kapitalbindungszunahme des Werkstücks berechnet wird. Die zweite Alternative, die sich auf den Gebrauch von artifiziellen Transition erstreckt, findet dagegen keine Beachtung.

44) Die Netzkonstrukte, die in den drei nachfolgenden Kapiteln vorgestellt werden, befolgen im wesentlichen die zwei Konstruktionsideen der "Zeitstempel" und der "Uhren". Einen knappen, aber präzisen Überblick über diese beiden Modellierungsansätze für Zeitnetze bietet OBERWEIS (1990a), S. 19f. Vgl. darüber hinaus die Quellen, die bei der Vorstellung der einzelnen Netzkonstrukte angeführt werden.

## 6.5.2 Netzkonstrukte für zeitverbrauchende Prozesse

Zeitverbrauchende Prozesse<sup>1)</sup> sind entweder atomar oder aber aus atomaren Prozessen zusammengesetzt<sup>2)</sup>. Im folgenden werden ausschließlich atomare zeitverbrauchende Prozesse betrachtet<sup>3)</sup>. Denn die Repräsentation von zusammengesetzten zeitverbrauchenden Prozessen läßt sich ohne Schwierigkeiten auf die Kombination der jeweils zugehörigen atomaren zeitverbrauchenden Prozesse zurückführen<sup>4)</sup>. Für die Repräsentation eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses PRZ<sub>p</sub><sup>5)</sup> wird eine Gruppe von Netzkonstrukten vorgelegt, die auf unterschiedliche Prozeßcharakteristika zugeschnitten sind. Alle Konstruktionsvarianten zeichnen sich durch eine gemeinsame Grundstruktur für die Prozeßrepräsentation<sup>6)</sup> aus. Sie erfüllt vier charakteristische Konstruktionsmerkmale<sup>7)</sup>:

- Die Prozeßausführung beginnt durch den punktförmigen, zeitlich nicht ausgedehnten Schaltakt einer prozeßspezifischen Starttransition  $t_{p, st}$  mit dem Namen "ausführungsbeginn"<sup>8)</sup>.
- Der Zeitpunkt, in dem die Prozeßausführung endet, wird durch ein Zeitattribut einer Attributmarke determiniert<sup>9)</sup>.
- Auf einer prozeßspezifischen Interimstelle  $s_{p, in}$  mit dem Prädikatssymbolnamen "Prozeßausführung\_dauert\_an" befindet sich genau so lange mindestens<sup>10)</sup> eine Kopie der vorgenannten Attributmarke, wie die Prozeßausführung begonnen worden, aber noch nicht beendet ist.
- Die Prozeßausführung endet durch den punktförmigen, zeitlich nicht ausgedehnten Schaltakt einer prozeßspezifischen Schlußtransition  $t_{p, sb}$  mit dem Namen "ausführungsende"<sup>11)</sup>.

Die Attributmarke kann sich entweder prozeßspezifisch oder prozeßunspezifisch verhalten. Im ersten Fall wird sie als Prozeßmarke bezeichnet. Im zweiten Fall kommt grundsätzlich jede Attributmarke in Betracht. Im folgenden wird aber nur diejenige Variante des prozeßunspezifischen Falls berücksichtigt, in dem die Kopien der Attributmarke reale Objekte repräsentieren, die jeweils von der Prozeßausführung betroffen sind<sup>12)</sup>. Daher wird die Attributmarke im zweiten, prozeßunspezifischen Fall als Objektmarke bezeichnet.

Schließlich ist es ebenso zulässig, in die Repräsentation eines Prozesses sowohl eine Prozeß- als auch eine Objektmarke einzubeziehen. Bei dieser kombinierten Variante wird das Zeitattribut wieder der Prozeßmarke zugeordnet. Als Interimstelle  $s_{p, in}$  gilt hier diejenige Ausgangsstelle der Starttransition, auf der beim Schalten der Starttransition eine Kopie der Prozeßmarke abgelegt wird. Hinzu kommt eine zweite Stelle  $s_{p, ob}$ , welche die Kopie der Objektmarke aufnimmt. Diese zweite Stelle wird aber nicht als Interimstelle behandelt.

Das Zeitattribut der Prozeß- oder Objektmarke, dessen aktuelle Ausprägung den Endzeitpunkt der Prozeßausführung determiniert, läßt sich z.B. durch die Sorte "ausführungsende" ausdrücken. Eine Variable dieser Attributsorte wird als "Ausführungsende" notiert. Die aktuelle Attributausprägung ist eine Konstante, mit der die Variable "Ausführungsende" unter der jeweils vorliegenden Netzmarkierung gebunden wird. Diese Attributausprägung kann sowohl den Charakter eines frühest zulässigen Endzeitpunkts als auch die Qualität eines tatsächlichen Endzeitpunkts besitzen. Es legt einen frühest zulässigen Endzeitpunkt genau dann fest, wenn die Interimstelle mit der Schlußtransition über eine Konzessionskante verknüpft ist. Dann *kann* die Schlußtransition schalten, falls ihre Aktivierungsbedingung erfüllt ist. Wegen der Permissivität der Schaltregel von Petrinetzen muß sie es aber nicht. Daher ist es auch möglich, daß der tatsächliche Endzeitpunkt der Prozeßausführung später als der frühest mögliche Endzeitpunkt liegt. Dies ist immer dann der Fall, wenn zwischen der Aktivierung und dem tatsächlichen Schalten der Schlußtransition Zeit verstreicht. Der tatsächliche Endzeitpunkt der Prozeßausführung läßt sich dagegen durch das Zeitattribut der Prozeß- oder Objektmarke bestimmen, indem die Interimstelle mit der Schlußtransition über eine Obligatkante verbunden wird<sup>13)</sup>.

Für die Repräsentation eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses ist es erforderlich, die absoluten Zeitpunkte des Beginns und des Endes einer Prozeßausführung angeben zu können<sup>14)</sup>. Zu diesem Zweck wird eine Stelle  $s_z$  eingeführt, die zur Nachbarschaft der Start- und der Schlußtransition gehört. Der Stelle ist das Prädikatssymbol mit dem Namen "Systemzeit"<sup>15)</sup> zugeordnet<sup>16)</sup>. Auf dieser Stelle kann sich unter jeder Netzmarkierung höchstens eine Kopie der Zeitmarke befinden. Diese Zeitmarke mit dem Namen "syszeit" ist eine einstellige Attributmarke. Ihr eines Attribut wird durch die Sorte "zeitpunkt" ausgedrückt. Falls sich unter einer Netzmarkierung eine Kopie der Zeitmarke auf der Systemzeitstelle befindet, gibt die Ausprägung ihres Attributs "zeitpunkt" die aktuelle Zeit einer zentralen Systemuhr an. Die Attributausprägungen werden im Regelfall durch die Variable "Time"<sup>17)</sup> vertreten. Für die Kopien der Zeitmarke wird der Ausdruck " $m_T$ " benutzt. Die Modellierung der zugrundeliegenden Systemuhr erfolgt im übernächsten Kapitel.

Beim Schalten der Starttransition wird die aktuelle Systemzeit über eine Informationskante zur Kenntnis genommen, die sich zwischen der Starttransition und der Systemzeitstelle erstreckt. Dabei wird die Variable "Time" durch die Ausprägung des Attributs "zeitpunkt" derjenigen Kopie der Zeitmarke gebunden, die unter der aktuellen Netzmarkierung auf der Systemzeitstelle liegt. Das Ergebnis der Variablenbindung ist der Schaltzeitpunkt der Starttransition und damit der Startzeitpunkt der gerade begonnenen Prozeßausführung.

Die Ausführungsdauer des modellierten Prozesses kann auf verschiedene Weisen festgelegt werden<sup>18)</sup>. Im einfachsten Fall enthält die Schaltvorschrift der Starttransition die Ausführungsdauer, z.B. als Konstante "ausführungsdauer". Dann liegt aber die Dauer der Prozeßausführung für alle Ausführungen desselben Prozesses fest. Es handelt sich um eine prozeßspezifische Ausführungsdauer. Eine flexiblere Modellierung eröffnet sich, wenn die Prozeßausführung auf die Kopie eine Objektmarke Bezug nimmt, die von einer Eingangsstelle der Starttransition abgezogen wird. Zusätzlich wird unterstellt, daß die Objektmarke ein separates Attribut für die Ausführungsdauer besitzt. Dieses Attribut kann für unterschiedliche Kopien der Objektmarke verschiedene Ausprägungen annehmen. Wenn die Starttransition schaltet und dabei eine Objektmarkenkopie von ihrer Eingangsstelle abzieht, wird festgestellt, welche Ausprägung das Attribut für die Ausführungsdauer in der abgezogenen Kopie der Objektmarke aufweist. Dadurch ist es möglich, den wiederholten Ausführungen desselben Prozesses unterschiedliche Ausführungsdauern zuzuordnen<sup>19)</sup>. Die Ausführungsdauern werden jeweils durch diejenigen Objekte bestimmt, die in einem Netzmodell durch die abgezogenen Kopien der Objektmarke repräsentiert werden. Diese objektspezifischen Ausführungsdauern stellen einen besonderen Freiheitsgrad der hier bevorzugten markenbezogenen Zeitnetze dar. Sie können mit den eingangs vorgestellten transitionen- oder stellenbezogenen Zeitnetzen nicht modelliert werden<sup>20)</sup>. Die objektspezifischen Ausführungsdauern lassen sich noch komplizierter ausgestalten. Denn es ist keineswegs notwendig, daß das Attribut für die Ausführungsdauer durch seine Ausprägung in einer Objektmarkenkopie die objektspezifische Ausführungsdauer unmittelbar angibt. Statt dessen kann die Attributausprägung auch nur eine Information liefern, mit deren Hilfe erst in der Schaltvorschrift der Starttransition die tatsächliche Ausführungsdauer ermittelt wird. Es ist möglich, für diese Ermittlung eine beliebig komplizierte Berechnungsfunktion in die Schaltvorschrift der Starttransition aufzunehmen<sup>21)</sup>.

Die Ausführungsdauer des Prozesses wird beim Schalten der Starttransition zum Startzeitpunkt der Prozeßausführung addiert<sup>22)</sup>. Das Ergebnis ist der Endzeitpunkt der Prozeßausführung. Dieser Endzeitpunkt wird als aktuelle Attributausprägung derjenigen Objekt- oder Prozeßmarkenkopie zugewiesen, die beim Schalten der Starttransition auf der Interimstelle abgelegt wird. Diese Ausprägungszuweisung wird des öfteren als das Anbringen eines "Zeitstempels" umschrieben, der einer Markenkopie aufgeprägt wird<sup>23)</sup>.

Die Schlußtransition nimmt wiederum über eine Informationskante die aktuelle Systemzeit zur Kenntnis. Zugleich greift sie über eine Eingangskante auf die Objekt- oder Prozeßmarkenkopie zu, die sich auf der Interimstelle befindet. Dadurch ist die Schlußtransition ebenso über

den Endzeitpunkt der Prozeßausführung informiert, der durch die aktuelle Attributausprägung der Markenkopie angezeigt wird. Die Schaltvoraussetzung der Schlußtransition enthält die Restriktion, daß die Schlußtransition erst dann schalten kann, wenn die aktuelle Systemzeit den Endzeitpunkt erreicht hat<sup>24</sup>). Falls diese Restriktion erfüllt ist und auch alle anderen Komponenten der Aktivierungsbedingung der Schlußtransition zutreffen, schaltet die Schlußtransition. Ihr Schaltzeitpunkt wird analog zur Vorgehensweise beim Schalten der Starttransition als die aktuelle Systemzeit fixiert. Er ist zugleich der Schlußzeitpunkt der gerade beendeten Prozeßausführung.

Eine Konsistenzstelle  $s_{p,ko}$  sorgt dafür, daß das Schalten der Starttransition eine wiederholte Prozeßausführung immer nur dann einleiten darf, wenn die jeweils vorangehende Prozeßausführung zuvor durch das Schalten der Schlußtransition abgeschlossen worden ist<sup>25</sup>). Schließlich wird die Prozeßrepräsentation noch um eine beliebige Stelle  $s_{p,st}$  aus dem Vorbereich der Start- und eine ebenso beliebige Stelle  $s_{p,sb}$  aus dem Nachbereich der Schlußtransition erweitert. Sie besitzen keine prozeßspezifische Geltung<sup>26</sup>). Vielmehr dienen sie nur dazu, die Start- bzw. Schlußzustände von Ausführungen des modellierten Prozesses  $PRZ_p$  zu verdeutlichen<sup>27</sup>). Die beiden Stellen tragen daher die selbsterklärenden Prädikatssymbolnamen "Prozeßausführung\_kann\_beginnen" und "Prozeßausführung\_ist\_beendet".

Allerdings wird empfohlen, allen Stellen aus dem Nachbereich der Schlußtransition jeweils eine unbeschränkte Markenkapazität zuzuordnen. Andernfalls könnte es zu schwerwiegenden Problemen kommen, wenn die Netzkonstrukte für mindestens zwei verschiedene atomare zeitverbrauchende Prozesse eine Stelle mit beschränkter Markenkapazität in der Nachbereichen ihrer Schlußtransitionen gemeinsam haben<sup>28</sup>). Der Übersichtlichkeit halber wird angenommen, es liege genau eine solche gemeinsame Stelle  $s_{p,sb}$  mit der Markenkapazität  $KAP(s_{p,sb})=1$  vor. Dann kann nicht ausgeschlossen werden, daß beide Netzkonstrukte ihr Schalten so ausführen, daß ihre Schlußtransitionen unter derselben Markierung des Gesamtnetzes aktiviert sind. Wegen der beschränkten Einheitskapazität der gemeinsamen Ausgangsstelle  $s_{p,sb}$  sind die beiden Schlußtransitionen konfliktionär aktiviert. Daher ist es unzulässig, die Schaltprozesse der beiden Netzkonstrukte durch das Schalten ihrer Schlußtransitionen gemeinsam zu beenden. Dies bereitet so lange keine Schwierigkeiten, wie der Endzeitpunkt von mindestens einem der repräsentierten atomaren Prozesse den Charakter eines frühest zulässigen Endzeitpunkts besitzt. Dann läßt sich die Schlußtransition aus dem Netzkonstrukt für den jeweils anderen atomaren Prozeß zunächst schalten. Erst wenn die knappe Markenkapazität der gemeinsamen Ausgangsstelle  $s_{p,sb}$  wieder frei ist, wird auch die Schlußtransition aus dem Netzkonstrukt für den zuerst genannten Prozeß geschaltet. Die Verzögerung ihres Schaltakts läßt sich mit der Voraussetzung eines frühest zulässigen Endzeitpunkts für die Ausführung des repräsentierten Prozesses vereinbaren.

Anders liegen die Verhältnisse, wenn die Endzeitpunkte der beiden repräsentierten Prozesse jeweils tatsächliche Endzeitpunkte darstellen sollen. In diesem Fall darf keine der Schlußtransitionen aus den beiden prozeßrepräsentierenden Netzkonstrukte zeitlich verzögert werden. Im allgemeinen läßt sich diese Anforderung aber nicht verwirklichen, weil für die gemeinsame Ausgangsstelle  $s_{p,sb}$  eine knappe Markenkapazität vorausgesetzt wurde<sup>29</sup>). Daher bewirkt das zeitgerechte Ende des einen Prozesses, das durch das Schalten der Schlußtransition seines repräsentierenden Netzkonstrukts angezeigt wird, in der Regel das unzulässige Verzögern des jeweils anderen Prozeßendes. Aus dieser mißlichen Lage führen im wesentlichen drei Wege<sup>30</sup>):

- Alle Stellen aus den Nachbereichen der Schlußtransitionen von Netzkonstrukten für atomare zeitverbrauchende Prozesse werden grundsätzlich immer mit unbeschränkten Markenkapazitäten ausgestattet<sup>31</sup>). Dann können die voranstehend skizzierten Probleme überhaupt nicht auftreten.
- Es wird zugelassen, daß die vorgenannten Stellen beschränkte Markenkapazitäten besitzen. Spezielle Vorkehrungen zur Verhinderung der oben dargelegten Schwierigkeiten werden nicht ergriffen. Statt dessen wird das Schaltverhalten eines Zeitnetzes dahingehend ausge-

wertet, ob das unzulässige Verzögern des Endzeitpunkts eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses überhaupt jemals auftritt. Sofern dies der Fall ist, wird es als ein Hinweis auf einen Modellierungsfehler gewertet. Eine entsprechende Überarbeitung des Netzmodells wird angestoßen.

- Abermals wird erlaubt, daß Stellen aus den Nachbereichen der Schlußtransitionen von Netzkonstrukten für atomare zeitverbrauchende Prozesse beschränkte Markenskapazitäten besitzen. Jedoch stellen jetzt zusätzliche Netzkomponenten sicher, daß die Starttransition eines solchen Netzkonstrukts niemals geschaltet werden kann, falls gilt: Die Starttransition eines anderen Netzkonstrukts ist geschaltet worden, das mit dem erstgenannten Netzkonstrukt eine Stelle mit beschränkter Markenskapazität in den Nachbereichen ihrer Schlußtransitionen gemeinsam hat<sup>32</sup>).

Fortan wird die erste von den drei voranstehenden Optionen vorausgesetzt.

Für die Repräsentation atomarer zeitverbrauchender Prozesse lassen sich insgesamt sechs Netzkonstrukte ableiten. Der Übersichtlichkeit halber werden sie auf prozeßspezifische Ausführungsdauern beschränkt<sup>33</sup>). Die ersten drei Netzkonstrukte beruhen auf der Voraussetzung, daß der Endzeitpunkt der Prozeßausführung die Qualität eines frühest zulässigen Endzeitpunkts besitzt. Daher werden ihre Schlußtransitionen mit ihren Interimstellen stets durch Konzessionskanten verknüpft. Die drei Netzkonstrukte unterscheiden sich lediglich dadurch, daß die Prozeßausführung verschiedenartige Markenkopien auf den Interimstellen betrifft:

- nur die Kopie einer Prozeßmarke;
- nur die Kopie einer Objektmarke;
- sowohl die Kopie einer Prozeß- als auch die Kopie einer Objektmarke.

Die letzten drei Netzkonstrukte verhalten sich analog zu den voranstehenden drei ersten Netzkonstrukten. Die letzten Netzkonstrukte zeichnen sich lediglich dadurch aus, daß bei ihnen der Endzeitpunkt der Prozeßausführung den Charakter eines tatsächlichen Endzeitpunkts trägt. Daher gehen die letzten drei Netzkonstrukte aus den ersten drei Netzkonstrukten dadurch hervor, daß alle Konzessionskanten zwischen Interimstellen und Schlußtransitionen durch entsprechende Obligatkanten ersetzt werden.

Wegen der weitreichenden Ähnlichkeit der sechs Netzkonstrukte für die Repräsentation von atomaren zeitverbrauchenden Prozessen werden sie hier nicht vollständig präsentiert. Statt dessen wird nur aus jeder der beiden Dreiergruppen ein Konstrukt exemplarisch ausgewählt. Die Gruppe für die Festlegung frühest zulässiger Endzeitpunkte wird durch dasjenige Netzkonstrukt vertreten, bei dem die Prozeßausführung auf die Kopie "m<sub>OB</sub>" einer Objektmarke bezogen wird<sup>34</sup>). Abb. 139 auf der nächsten Seite zeigt die entsprechende Netzgraphik. Die Gruppe, die sich mit tatsächlichen Endzeitpunkten befaßt, wird durch dasjenige Netzkonstrukt verdeutlicht, bei dem sich die Prozeßausführung sowohl auf die Kopie "m<sub>OB</sub>" einer Objektmarke als auch auf die Kopie "m<sub>PR</sub>" einer Prozeßmarke erstreckt<sup>35</sup>). Abb. 140 auf der übernächsten Seite gibt die zugehörige Netzgraphik wieder.

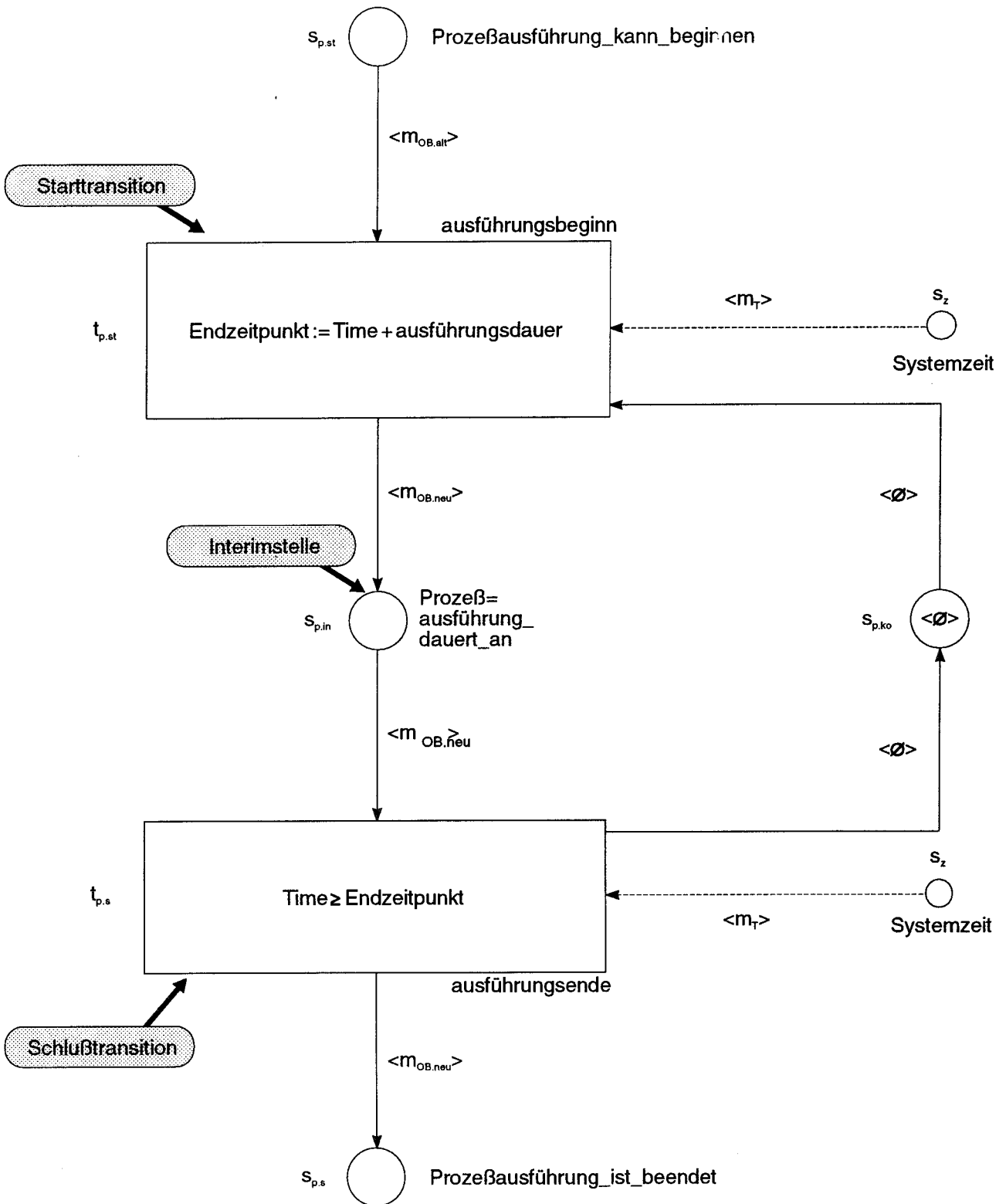


Abb. 139: Netzkonstrukt für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß: frühest zulässiger Endzeitpunkt und Verwendung einer Objektmarke



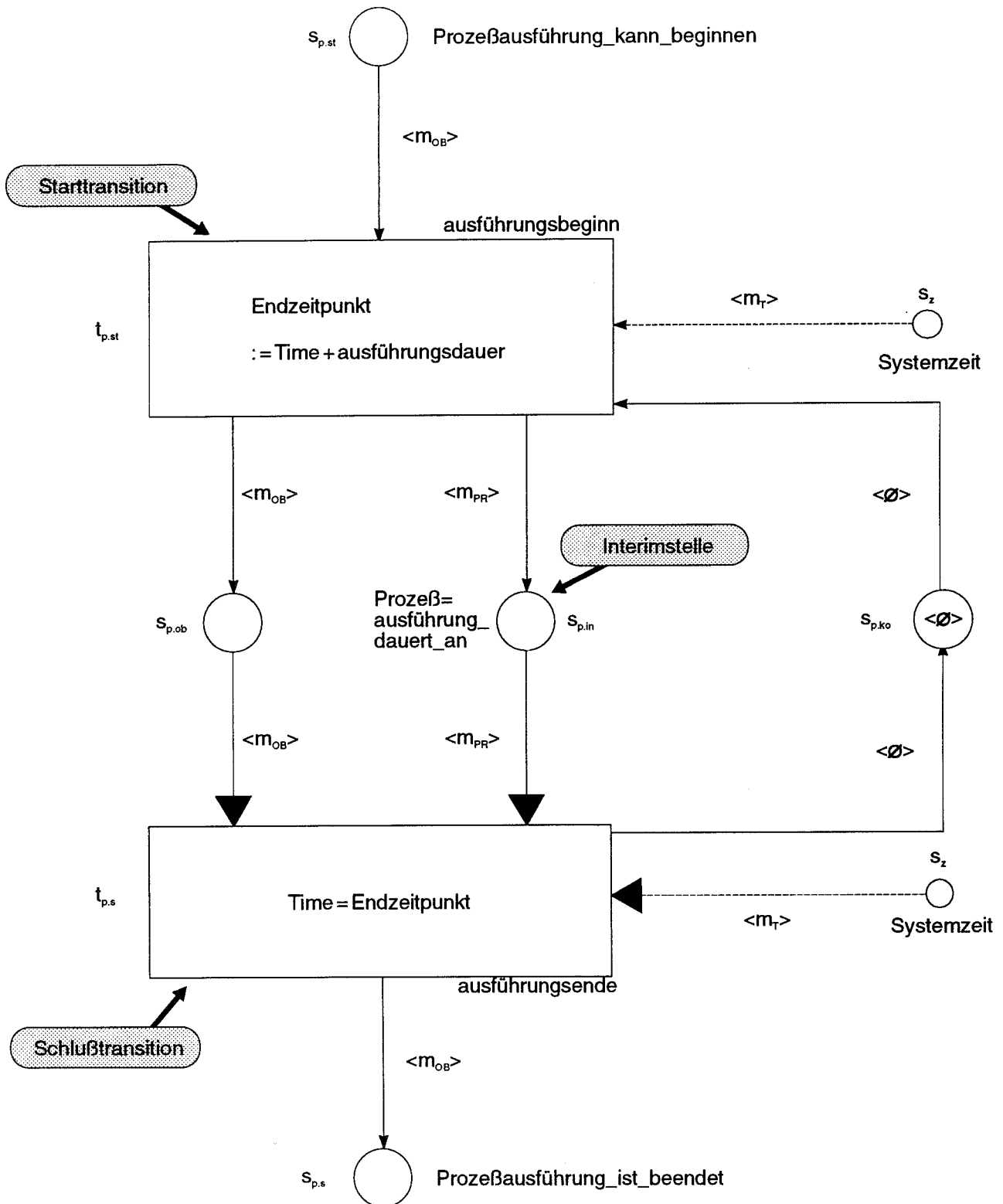


Abb. 140: Netzkonstrukt für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß: tatsächlicher Endzeitpunkt und kombinierte Verwendung einer Prozeß- und einer Objektmarke

Abschließend wird auf eine Möglichkeit hingewiesen, die Netzkonstrukte für atomare zeitverbrauchende Prozesse nachträglich zu einer stellenberandeten Makrotransitionen zu vergrößern<sup>36</sup>). Die Makrotransition läßt sich dann ohne Schwierigkeiten als eine Transition mit wohldefiniertem zeitverbrauchenden Schaltverhalten behandeln<sup>37</sup>). Abb. 141 u.142 auf den nächsten Seiten präsentieren die zwei Netze, die aus der Vergrößerung der beiden Netzkonstrukte aus Abb. 139 bzw. 140 hervorgehen<sup>38</sup>). Die Schattierung der zeitbehafteten Makrotransition verweist auf das zugrundeliegende Netzkonstrukt, das den zeitlichen Schaltablauf der Makrotransition spezifiziert. Die beiden Grobnetze unterscheiden sich lediglich dadurch, wie die Systemzeitstelle mit der Makrotransition verknüpft ist. Eine Makrotransition, die ein Netzkonstrukt für tatsächliche Endzeitpunkte vergrößert, müssen zwei verschiedene Eingangskanten vorgesehen werden. Denn nur so kann zwischen der Konzessionskante, welche die Systemzeitstelle mit der Starttransition verknüpft, und der Obligatkante, die von der Systemzeitstelle zur Schlußtransition gerichtet ist, differenziert werden.

Allerdings darf die vergrößernde Makrotransition nur verwendet werden, um auf höheren Ebenen eines hierarchisch entworfenen Netzmodells einen besseren Überblick über das Gesamtmodell - oder einen größeren Modellausschnitt - zu erhalten. Die Makrotransitionen besitzen also nur eine Veranschaulichungsfunktion. Das Schaltverhalten eines Netzmodells muß dagegen immer an den Mikrotransitionen der zugrundeliegenden Netzkonstrukte für die Repräsentation atomarer zeitverbrauchender Prozesse anknüpfen. Gleiches gilt für die Auswertung des Netzmodells, z.B. mit Hilfe einer Erreichbarkeitsanalyse. Andernfalls - wenn die zeitbehafteten Makrotransitionen direkt geschaltet würden - drohten wiederum genau jene Schwierigkeiten, die im vorigen Kapitel für transitionsbezogene Zeitnetze geschildert wurden. Diese Probleme lassen sich nur vermeiden, indem von vornherein auf das direkte Schalten der zeitbehafteten Makrotransitionen verzichtet wird<sup>39</sup>).

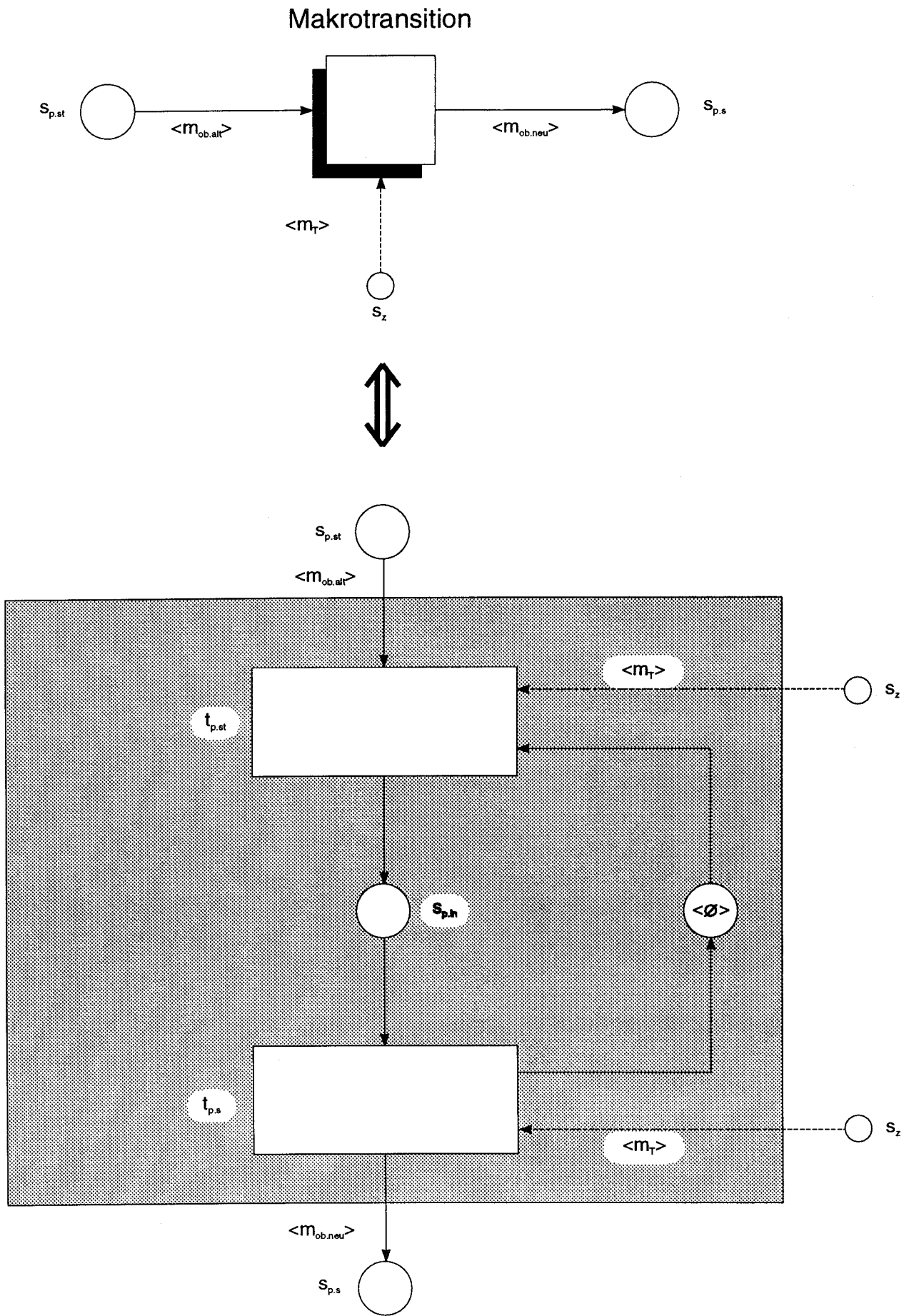


Abb. 141: Vergrößerung des Netzkonstrukts aus Abb. 139 für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß durch eine stellenberandete Makrotransition

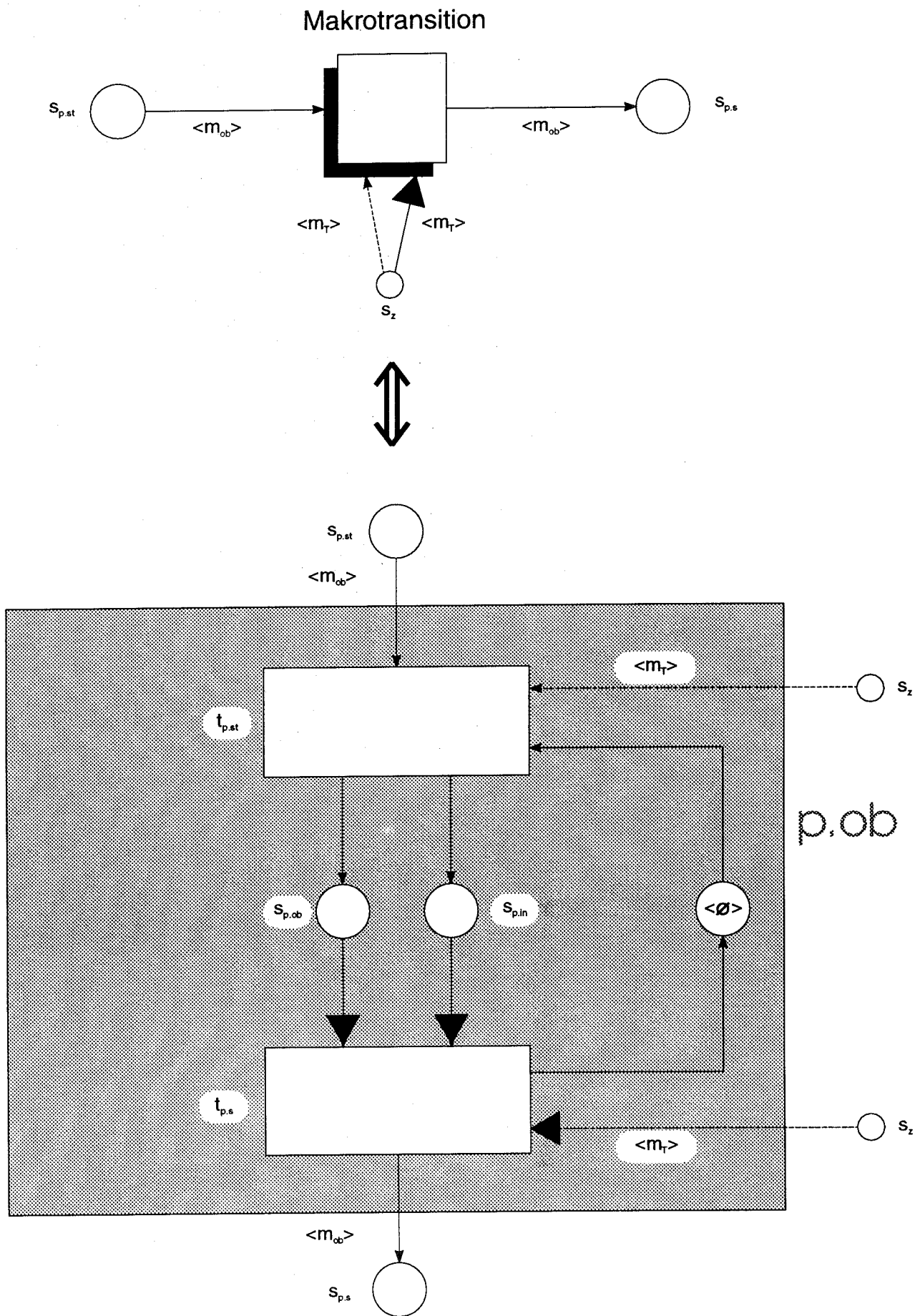


Abb. 142: Vergrößerung des Netzkonstrukts aus Abb. 140 für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß durch eine stellenberandete Makrotransition

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Der Prozeßbegriff wird hier im Sinne von zeitlich ausgedehnten Aktivitäten verstanden. Er entspricht damit genau dem früher verwendeten Vorgangsbegriff. Der Prozeßbegriff umgreift damit auch Aktionen, die von einem handelnden Subjekt ausgeführt werden. Ebenso umschließt er Arbeitsgänge. Diese Gleichsetzungen mit dem Prozeßbegriff gelten allerdings nur in dem Ausmaß, in dem es sich um zeitverbrauchende Vorgänge, Aktionen oder Arbeitsgänge handelt. Alle Aktionen oder Aktivitäten, die den Charakter von punktförmigen Ereignissen besitzen, bleiben dagegen ausgeklammert. Ebenso werden keine Prozesse betrachtet, die sich zwar über mehrere Zustandsübergänge eines Produktionssystem hinweg erstrecken, dabei aber keine Zeit verbrauchen.

2) Vgl. dazu die Konzeptualisierung von Prozessen im systemtheoretischen Bezugsrahmen. Dort wurden allerdings Prozesse unabhängig davon behandelt, ob ihre Ausführung in der Anschauungsform "Zeit" erfolgt und dabei eine positive Ausführungsdauer erfordert. Daher deckten die dort definierten Prozesse auch jene Fälle ab, in denen Prozesse entweder in der Anschauungsform "Zeit" konzeptualisiert werden, dabei aber die degenerierte Ausführungsdauer "Null" besitzen, oder aber von vornherein ohne Zeitbezug definiert werden. Statt dessen werden hier nur noch zeitverbrauchende Prozesse berücksichtigt.

3) Daher ist es zulässig, alle atomaren zeitverbrauchenden Prozesse fortan der Einfachheit halber nur noch kurz als Prozesse anzusprechen.

4) Da die Kombination atomarer Prozesse trivial ist, wird sie hier nicht näher ausgeführt.

5) Es wird hier bewußt von der Notation für Schaltprozesse abgewichen, die an früherer Stelle diskutiert wurden. Denn Schaltprozesse stellen rein formal definierte Konstrukte dar. Sie besitzen nur innerhalb eines Netzes eine wohldefinierte Bedeutung. Die hier behandelten atomaren zeitverbrauchenden Prozesse werden zwar durch Netzkonstrukte repräsentiert. Sie beziehen sich aber auf netzexogene reale Prozesse, die in einem modellierten Produktionssystem ausgeführt werden können.

6) Die Grundstruktur der Prozeßrepräsentation findet sich in zahlreichen Beiträgen der Netzliteratur wieder; vgl. z.B. ABEL, D. (1990), S. 49; FEHLING (1990b), S. 2; Ebenso enthalten, aber weniger offensichtlich ist die Grundstruktur in den komplexeren Konstrukten von OBERWEIS (1987a), S. 14, Figure 11; OBERWEIS (1990a), S. 113ff. Die spezielle Ausformung der Grundstruktur zu einer vollständigen Prozeßrepräsentation weicht in dieser Arbeit von den vorgenannten Quellen jedoch erheblich ab. Dies liegt zunächst darin begründet, daß fast alle Quellen auf der Verwendung von transitionen- oder stellenbezogenen Zeitnetzen beruhen, während hier markenbezogene Zeitnetze benutzt werden. Daher decken jene Quellen die nachfolgend erläuterten Modellierungsbeiträge von Attributmarken überhaupt nicht ab. Nur die Arbeiten von OBERWEIS widmen sich markenbezogenen Zeitnetzen. Er betrachtet aber nicht die hier behandelten festen Ausführungsdauern von Prozessen, sondern deren Mindest- oder Höchstdauern. Solche minimalen bzw. maximalen Ausführungsdauern werden auch in dieser Arbeit berücksichtigt, allerdings mit anderen - und erheblich einfacheren - Netzkonstrukten als bei OBERWEIS. Dazu wird auf die Netzkonstrukte für Fristen zurückgegriffen, die im nächsten Kapitel vorgestellt werden.

7) Das erste und die beiden letzten der vier Merkmale entsprechen auf den ersten Blick der Konstruktion von stellenbezogenen Zeitnetzen im voranstehenden Kapitel. Allerdings trifft diese Übereinstimmung nur zum Teil zu. Denn die Markierungsdauer der Interimstelle eines stellenbezogenen Zeitnetzes wird hier für markenbezogene Zeitnetze grundsätzlich nicht verwendet. An ihre Stelle tritt die Bezugnahme auf die Ausprägungen des Zeitattributs einer Attributmarke.

8) Der Schalttakt der Starttransition ist das Startereignis der Prozeßausführung. Dadurch wird die Prozeßkonzeptualisierung, die an früherer Stelle unterbreitet wurde, abermals nicht vollständig ausgeschöpft. Denn dort wurde festgelegt, daß der Beginn der Prozeßausführung im allgemeinen durch eine beliebige, nicht-leere Startereignismenge spezifiziert wird. Von dieser generellen Prozeßdefinition wird hier insofern abgewichen, als nur der Standardfall einer einelementigen Startereignismenge betrachtet wird. Diese Einschränkung unterstützt die Transparenz der nachfolgend präsentierten Netzkonstrukte. Darüber hinaus reicht sie vollkommen aus, um alle Erfordernisse der später vorgestellten Fallstudie aufzudecken. Es bereite aber auch keine grundsätzlichen Schwierigkeiten, die nachfolgenden Netzkonstrukte auf Prozesse mit mehrelementigen Startereignismengen auszuweiten.

9) Die Bestimmung des Endzeitpunkts braucht keineswegs eindeutig zu sein. Sie fällt nur dann eindeutig aus, wenn die Eingangskante der Schlußtransition eine Obligatkante darstellt. Andernfalls - wenn es sich um eine Konzessionskante handelt - wird dagegen nur der frühest zulässige Endzeitpunkt eindeutig fixiert, nicht aber der tatsächliche Endzeitpunkt. Vgl. dazu die Erläuterung zu den alternativen Netzkonstrukten, die entweder die vorgenannte Obligat- oder aber die ebenso erwähnte Konzessionskante besitzen.

10) Falls als Attributmarke eine prozeßspezifische Objektmarke benutzt wird, können sich auf der Interimstelle auch mehrere Kopien der Attributmarke befinden. Dies ist immer dann der Fall, wenn sich die Prozeßausführung auf mehrere reale Objekte erstreckt, die jeweils durch eine Kopie der Objektmarke repräsentiert werden. Auf die prozeßspezifische Objektmarke wird in Kürze zurückgekommen.

11) Der Schaltakt der Schlußtransition ist das Schlußereignis der Prozeßausführung. Der allgemeine Fall einer beliebigen, nicht-leeren Schlußereignismenge wird durch den Standardfall einer einelementigen Schlußereignismenge ersetzt.

12) Beispielsweise kann es sich um die Werkstücke handeln, die bei der Ausführung eines Arbeitsgangs bearbeitet werden. In diesem Exempel stellt der ausgeführte Arbeitsgang einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß dar.

13) Strenggenommen reicht die Obligatkante nicht immer aus, um zu garantieren, daß die Ausprägung des Zeitattributs den tatsächlichen Endzeitpunkt der Prozeßausführung angibt. Denn die Aktivierung der Schlußtransition kann durch die aktuelle Markierung anderer Stellen verhindert werden, die zwar nicht die Interimstelle sind, aber ebenso zur Nachbarschaft der Schlußtransition gehören. Beispielsweise ist es möglich, daß die aktuelle Systemzeit bereits den Endzeitpunkt erreicht - oder gar überschritten - hat, der durch die Ausprägung des Zeitattributs ausgewiesen wird. Aber die beschränkte Markkapazität der einen Ausgangsstelle der Schlußtransition wird bereits durch dort befindliche Markenkopien vollständig in Anspruch genommen. Daher kann die Kopie der Attributmarke, die auf der Interimstelle liegt, nicht auf jener Ausgangsstelle abgelegt werden. Die Schlußtransition ist daher so lange nicht aktiviert, wie ihre Ausgangsstelle nicht wieder freie Markkapazität aufweist. Darüber hinaus muß beachtet werden, daß alle Einflußkanten der Schlußtransition als Obligatkanten ausgestaltet werden, sobald sie mit der Interimstelle über eine Obligatkante verbunden ist. Dies wurde schon früher für die Verwendung von Obligatkanten vereinbart.

14) Die nachfolgende Netzkonstruktion ähnelt stark dem Zeitrepräsentationskonzept des PROLOG-Dialekts "TASKLOG". Dort gestattet eine global definierte Variable "Time", jederzeit und an jedem Ort (eines prädikatenlogischen Formelsystems) die aktuelle Zeit einer zentralen Systemuhr zur Kenntnis zu nehmen. Vgl. dazu VARNEY (1988), S. 5f.

15) Der Ausdruck "Systemzeit" verdeutlicht, daß es sich um keine markenspezifische Zeitgröße handelt. Statt dessen kommt die Größe "Systemzeit" dem modellierten System in seiner Gesamtheit zu. Daher handelt es sich nicht um ein Attribut im Sinne der bisher eingeführten Markenattribute, sondern um eine globale Systemeigenschaft. Solche globalen Eigenschaften sind dem Petrinetz-Konzept aufgrund seines ausgeprägt lokalen Charakters zunächst fremd. Durch die Konstruktion einer zentralen Systemuhr wird aber später aufgezeigt, wie sich die globale Eigenschaft "Systemzeit" in Kernkonzept Synthetischer Netze integrieren läßt, ohne dessen lokale Charakteristik aufgeben zu müssen. Dabei wird der Freiheitsgrad der Prädikatenlogik ausgenutzt, daß sich Eigenschaften sowohl durch Objektattribute als auch durch einstellige Prädikatssymbole ausdrücken lassen. Denn die globale Systemeigenschaft "Systemzeit" wird durch ein Prädikatssymbol repräsentiert, das der Einfachheit halber den Namen der ausgedrückten Systemeigenschaft erhalten hat. Dieses Prädikatssymbol repräsentiert durch seine Extension eine global definierte Systemzeit. Die aktuelle Prädikatsextension wird durch die Markierung einer Systemzeitstelle angezeigt, die mit dem Namen des Prädikatssymbols beschriftet ist. *Alle* Transitionen eines Netzmodells, die in ihren Schaltvorschriften auf eine Zeitgröße Bezug nehmen, können nur über diese eine Systemzeitstelle die aktuelle Extension des Prädikatssymbols "Systemzeit" - also kurz: die aktuelle Systemzeit - zur Kenntnis nehmen. Daher gilt die Systemzeit für das *gesamte* Netzmodell, obwohl ihre Anzeige durch die Markierung der Systemzeitstelle innerhalb des Netzmodells lokalisiert ist. Daher besitzt die Systemzeit trotz ihrer lokalen Anzeige für das Verhalten des gesamten Netzmodells dennoch einen grundsätzlich globalen Charakter. Zugleich gestattet diese Vorgehensweise, Markenattribute weiterhin als lokal definierte Eigenschaften einzelner systemzugehöriger Objekte zu behandeln.

16) Daher wird die Stelle  $s_z$  auch kurz als Systemzeitstelle angesprochen. Vgl. zur Verwendung einer solchen (System-)Zeitstelle OBERWEIS (1990a), S. 19.

17) Auch im PROLOG-Dialekt "TASKLOG" wird die Variable "Time" für die Anzeige der aktuellen Zeit einer zentralen Systemuhr verwendet.

18) In diesem Kapitel werden ausschließlich eindeutig determinierte Ausführungsdauern behandelt. Sie können zwar für unterschiedliche Ausführungen desselben Prozesses - in Abhängigkeit vom Objekt der Prozeßausführung - variieren. Aber jede einzelne Prozeßausführung besitzt eine exakt bestimmte Dauer. Ein anderer Fall liegt vor, wenn für die Ausführung eines Prozesses lediglich Mindest- oder Höchstdauern vorgegeben sind. Dann ist die Ausführungsdauer zwar weiterhin determiniert, aber im allgemeinen nicht mehr eindeutig determiniert. Eine eindeutige Determinierung liegt nur in dem Sonderfall vor, daß ein Prozeß betragsgleiche Mindest- und Höchstdauern besitzt. Netzkonstrukte für die Repräsentation von Mindest- und Höchstdauern finden sich bei OBERWEIS (1987a), S. 14, Figure 11; OBERWEIS (1990a), S. 113ff. Diesem Ansatz wird hier jedoch nicht gefolgt. Denn mit den Netzkonstrukten für Fristen, die im nächsten Kapitel vorgestellt werden, lassen sich Mindest- und Höchstdauern für Prozeßausführungen wesentlich kompakter und übersichtlicher modellieren, als es in den vorgenannten Beiträgen der Fall ist. Schließlich kann die Ausführungsdauer eines Prozesses innerhalb eines Netzmodells vollkommen offengelassen werden. Statt dessen läßt sich auf die früher vorgestellten Realtransitionen aus Interpretierten Netzen zurückgreifen. Mit ihrer Hilfe ist es möglich, die Schaltakte von Start- und Schlußtransition an das Eintreffen von Systemmeldungen zu koppeln: Die Starttransition (Schlußtransition) schaltet erst dann, wenn die Nachricht eintrifft, daß im modellierten Produktionssystem die Ausführung des jeweils betrachteten realen Prozesses tatsächlich begonnen (beendet)

worden ist. Auf diese Modellierungsweise wird hier nicht weiter eingegangen, weil sie keinen Beitrag zur Gestaltung von Zeitnetzen leistet.

19) Diese objektspezifische Ausführungsdauer findet sich in der späteren Fallstudie z.B. bei der Modellierung der Bearbeitungsoperationen von Bearbeitungsstationen wieder. Vgl. dazu die beiden Transitionen "bearbeitungsbeginn" und "bearbeitungsende\_mit\_auslastung". Dort wird die aktuelle Ausführungsdauer einer Bearbeitungsoperation durch dasjenige Objekt bestimmt, an dem die Bearbeitungsoperation ausgeführt werden soll. Dabei wird auf ein abstraktes Objekt Bezug genommen. Es handelt sich um einen eingestellten Arbeitsgang, der auf der Bearbeitungsstation ausgeführt werden soll, um ein reales Objekt "Werkstück" zu bearbeiten. Die Ausführungsdauer der Bearbeitungsoperation wird mit der Ausführungsdauer des jeweils eingestellten Arbeitsgangs identifiziert.

20) Dies rechtfertigt nochmals die frühere Präferenz zugunsten der markenbezogenen Zeitnetze.

21) Ein Beispiel dafür findet sich wieder in der später präsentierten Fallstudie. Dort wird eine atomare Transportoperation als atomarer zeitverbrauchender Prozeß modelliert. Die Ausführungsdauer der Transportoperation wird in der Schaltvorschrift der Transition "operationsbeginn" aus der "transportstreckenlänge" und der "Transportmittelgeschwindigkeit" berechnet. Die Variable "Transportmittelgeschwindigkeit" wird durch die aktuelle Attributausprägung desjenigen Transportmittels gebunden, das die jeweils betrachtete Ausführung der Transportoperation leistet. Das Transportmittel wird durch die Kopie einer Transportmittelmarke repräsentiert, die der hier behandelten Objektmarke entspricht. Die Geschwindigkeit dieses Transportmittels ist der objektspezifische Beitrag zur Ermittlung der Ausführungsdauer für die Transportoperation. Die Konstante "transportstreckenlänge" stellt dagegen einen Aspekt dar, der aus der Transporttopologie des zugrundeliegenden Produktionssystems entnommen ist. Erst das Produkt aus der aktuellen Bindung der Variablen "Transportmittelgeschwindigkeit" und aus der Konstanten "transportstreckenlänge" liefert die objektspezifische - d.h. hier: die transportmittelspezifische - Ausführungsdauer der atomaren Transportoperation.

22) Dabei wird vorausgesetzt, daß Schaltzeitpunkt und Schaltdauer auf derselben Zeitskala gemessen sind. Sofern es sich um eine skalare Zeitskala handelt, ist die Addition der beiden vorgenannten Zeitgrößen trivial. Dies trifft z.B. auf natürlich- oder reellzahlige Zeitskalen zu. Bei komplexeren Zeitskalen muß dagegen die Addition der beiden Zeitgrößen auf die jeweils zugrundeliegende Zeitskala abgestimmt werden. Das gilt insbesondere auch für die Zeitskala der zentralen Systemuhr, die in Kürze vorgestellt wird. Denn sie läßt es beispielsweise zu, daß der Schaltzeitpunkt der Starttransition durch ein Datum sowie eine kombinierte Stunden- und Minutenangabe ausgedrückt wird, während die Ausführungsdauer nur in Minuten gemessen worden ist. Die Addition beider Zeitgrößen läßt sich intuitiv unmittelbar vorstellen, auch wenn ihre präzise formale Definition etwas größeren Aufwand bereitet. Davon wird jedoch im folgenden abstrahiert. Es wird unterstellt, daß die Addition der involvierten Zeitgrößen entweder trivial oder aber bereits in der erforderlichen Weise auf die zugrundeliegenden Zeitskalen abgestimmt ist. Die gleiche Prämisse gilt auch für alle anderen Verknüpfungen von Zeitgrößen, die anschließend noch eingeführt werden.

23) Vgl. zu solchen Zeitstempeln für Marken(kopien) OBERWEIS (1990a), S. 20.

Vgl. darüber hinaus zur analogen Verwendung von Zeitstempeln bei der Gestaltung von Automatischen Informationsverarbeitungssystemen BERNSTEIN (1980), S. 23f. (im Rahmen der transaktionsorientierten Informationsverarbeitung); CHARRON-BOST (1990), S. 177f.

24) Diese Restriktion nimmt immer die Form " $\text{Time} \geq \text{Endzeitpunkt}$ " einer Ungleichung an, falls der Endzeitpunkt wegen der Verwendung von Konzessionskanten die Qualität eines frühest zulässigen Endzeitpunkts besitzt. Daher bleibt die Aktivierung der Schlußtransition auch dann noch erhalten, wenn die aktuelle Systemzeit über den (frühest zulässigen) Endzeitpunkt der Prozeßausführung hinaus vorangeschritten ist.

Wenn der Endzeitpunkt den Charakter eines tatsächlichen Endzeitpunkts aufweist, weil Obligatkanten benutzt werden, stehen zwei Formulierungsoptionen für die Restriktion offen. Entweder wird sie als Gleichung " $\text{Time} = \text{Endzeitpunkt}$ " festgelegt. In diesem Fall kann die Schlußtransition nur so lange aktiviert sein, wie die aktuelle Systemzeit mit dem Endzeitpunkt zusammenfällt. Es können aber widrige Umstände eintreten, die verhindern, daß die Schlußtransition in diesem Zeitpunkt tatsächlich aktiviert ist. Darauf wurde schon hingewiesen. Da die Schlußtransition zu keinem späteren Zeitpunkt der Systemzeit aktiviert sein kann, ist sie unter diesen widrigen Umständen niemals aktiviert. Daraus folgt: Wenn die Restriktion der Schlußtransition die Gleichung " $\text{Time} = \text{Endzeitpunkt}$ " darstellt, dann kann sie nur entweder exakt im Endzeitpunkt schalten oder aber überhaupt nicht schalten. Dies entspricht einer engen Auslegung der Voraussetzung, daß der Endzeitpunkt den Charakter eines tatsächlichen Endzeitpunkts besitzt. Daher wird diese eng aufgefaßte Variante fortan für die Festlegung tatsächlicher Endzeitpunkte durch Obligatkanten als Standardvariante verwendet. Daneben läßt sich aber - ceteris paribus - auch die Ungleichung " $\text{Time} \geq \text{Endzeitpunkt}$ " für die Restriktion der Schlußtransition benutzen. Dann wird die Voraussetzung eines tatsächlichen Endzeitpunkts in einem weit gefaßten Sinne interpretiert: Es wird zugelassen, daß die Schlußtransition verspätet schalten darf, falls sie im "tatsächlichen" Endzeitpunkt wegen der vorgenannten widrigen Umstände noch nicht aktiviert war. Aufgrund ihrer Obligatkanten *muß* sie allerdings schalten, sobald sie bei voranschreitender Systemzeit erstmals aktiviert ist. In diesem Sonderfall wird die Prozeßausführung nicht im "tatsächlichen" Endzeitpunkt, sondern erst im späteren Schaltzeitpunkt der Schlußtransition beendet.

25) Das gleiche Resultat läßt sich erzielen, indem der Interimstelle  $s_{p,in}$  die beschränkte Markenkapazität  $KAP_{p,in}=1$  zugeordnet wird. Der Verf. bevorzugt hier die Verwendung der Konsistenzstelle  $s_{p,ko}$ , weil sie das jeweils garantierte Schaltverhalten deutlicher ausdrückt. Es handelt sich im Prinzip um eine weitere Variante der Synchronisationsstellen, die schon bei der früheren Präsentation von Netzmodulen für die Netzrepräsentation eines Algorithmus zur Konstruktion von Erreichbarkeitsgraphen erläutert wurden. Allerdings wurden dort jeweils zwei Synchronisationsstellen verwendet, die zusammen mit zwei inzidenten Transitionen einen geschlossenen "Modulrahmen" bildeten. Diese Synchronisationsweise könnte hier ebenso verwendet werden. Um die Konstruktion von Netzmodulen abwechslungsreicher zu gestalten, wird aber statt dessen nur eine Synchronisationsstelle benutzt. Sie entspricht der "Komplementstelle" von ABEL, D. (1990), S. 46f. Um diese eine Synchronisationsstelle von den früher verwendeten zwei Synchronisationsstellen sprachlich abzuheben, wird sie hier als Konsistenzstelle bezeichnet.

Sowohl die Konsistenzstelle  $s_{p,ko}$  als auch die beschränkte Markenkapazität  $KAP_{p,in}=1$  werden überflüssig, wenn ein prozeßrepräsentierendes Netz so in ein umfassenderes Netzmodell eingebettet ist, daß die o.a. Anforderung an wiederholte Prozeßausführungen ohnehin immer erfüllt ist. Dies trifft in der späteren Fallstudie z.B. für die Ausführung eines Arbeitsgangs auf einer Bearbeitungsstation zu. Daher wird dort weder eine Konsistenzstelle noch eine beschränkte Markenkapazität benutzt. Dagegen wird z.B. bei der Modellierung einer atomaren Transportoperation eine Konsistenzstelle mit der Bezeichnung " $s_{39,1}$ " verwendet, weil in jenem Netzmodul keine solche Einbettung erfolgt ist.

26) Daher schließen sie auch keine Start- oder Schlußtransitionen mit keiner oder mehr als einer Eingangs- bzw. Ausgangsstelle aus.

27) Bei den Startzuständen handelt es sich um alle Netzmarkierungen, unter denen die Starttransition aktiviert ist. Eine notwendige Bedingung dafür ist, daß sich auf der einen (exemplarischen) Eingangsstelle aus dem Vorbereich der Starttransition genügend Markenkopien befinden, um von dort beim Schalten der Starttransition abgezogen werden zu können. Die Schlußzustände umfassen alle Netzmarkierungen, unter denen die Schlußtransition aktiviert ist. Eine notwendige Bedingung hierfür besteht darin, daß die eine (exemplarische) Ausgangsstelle aus dem Nachbereich der Schlußtransition hinreichend freie Markenkapazität besitzt, um die Markenkopien aufzunehmen, die dort beim Schalten der Schlußtransition abgelegt werden.

28) Dieser Fall scheint auch der Diskussion bei ABEL, D. (1990), S. 50ff., zugrundezuliegen. Allerdings müssen dazu seine zeitbehafteten Transitionen aus der Abb. 4.4 a) auf S. 50 durch die Subnetze verfeinert werden, die er selbst auf S. 49f. eingeführt hat. Darüber hinaus muß der Stelle "3" aus der vorgenannten Abbildung die Markenkapazität "Eins" explizit zugeordnet werden. ABEL hat dies nicht erwähnt. Aber sein Erreichbarkeitsgraph aus der Abb. 4.4 b) auf S. 50 läßt nur diese Interpretation zu.

29) Diese Anforderung wird nur dann erfüllt, wenn die Marke, die von einem Netzkonstrukt durch das Schalten seiner Schlußtransition auf der gemeinsamen Ausgangsstelle abgelegt wird, dort von einer nachgelagerten Transition wieder abgezogen wird, noch bevor die Systemzeit um (mindestens) eine Zeiteinheit erhöht worden ist. Dann kann die Schlußtransition des jeweils anderen Netzkonstrukts noch zur selben Systemzeit wie die erstgenannte Schlußtransition geschaltet werden. Dadurch wird die Eigenart des Petrinetz-Konzepts ausgenutzt, daß das kausale Nacheinander der Schaltakte zweier Transitionen keineswegs ein zeitliches Nacheinander implizieren muß. Allerdings wird die vorgenannte Schaltkonstellation nur in Ausnahmefällen auftreten.

30) Einen vierten Weg beschreitet ABEL, D. (1990), S. 51ff., indem er eine spezielle "zeitbehaftete Schaltregel" definiert. Diese Alternative verfolgt der Verf. jedoch aus zwei Gründen nicht weiter. Erstens fällt ABEL's Schaltregelmodifizierung unangenehm kompliziert und undurchsichtig aus. Beispielsweise vermag der Verf. nicht nachzuvollziehen, warum ABEL beim Schaltbeginn einer zeitbehafteten (Makro-)Transition - d.h. beim Schalten der Starttransition aus dem verfeinernden Subnetz - die Markenkapazitäten der Eingangsstellen reduzieren (reservieren) will. Dies wurde schon in einer früheren Anmerkung kritisiert. Eine Rechtfertigungsmöglichkeit, die ABEL nicht ausdrücklich nennt, wird in Kürze angeführt - aber auch wieder verworfen. Zweitens wird die Schaltregel von ABEL so gehandhabt, daß Transitionen eine echte, von Null verschiedene Schaltdauer besitzen. Damit wird der fundamentale Ansatz des Petrinetz-Konzepts verlassen, die Schaltakte von Transitionen als atomare, zeitlose Ereignisse zu behandeln. Dies möchte der Verf. grundsätzlich vermeiden. Vgl. dazu die ebenso ereignisbezogene Konzeptualisierung dynamischer Systemstrukturen in der einleitenden Rahmenlegung.

Zwar behauptet ABEL auf S. 52ff., daß jeder Schaltakt einer seiner zeitbehafteten Transitionen für alle Transitionen aus dem umgebenden Netz als "zeitlos erscheint" (S. 52) und daher "auf das übrige Netz wie ein zeitloses Ereignis" (S. 53) wirke. Aber seine Begründung trifft nur auf den einfachen Fall von Bedingung/Ereignis-Netzen zu, die ABEL seinen Ausführungen zugrundelegt (S. 52). Er postuliert, daß eine Erweiterung auf Stelle/Transition-Netze "ohne Schwierigkeiten möglich ist" (S. 52). Genau das trifft aber nicht zu. Beispielsweise kann eine Eingangsstelle einer zeitbehafteten Transition aus dem umgebenden Netz mit neuen Marken belegt werden, nachdem die vorgenannte Zeittransition ihr Schalten bereits begonnen, aber noch bevor sie es abgeschlossen hat. Auf den ersten Blick scheint dies dadurch verhindert zu werden, daß ABEL die Markenkapazität der Eingangsstelle beim Schaltbeginn der Zeittransition um das Gewicht der Kante zwischen Eingangsstelle und Zeittransition vermindert (s.o.). Dieser



Mechanismus wirkt aber nur in Bedingung/Ereignis-Netzen, deren Stellen immer auf die Markkapazität "Eins" beschränkt sind. In Stelle/Transition-Netzen kann aber die Markkapazität der betrachteten Eingangsstelle so groß gewählt werden, daß sie sich - trotz der reduzierten Markkapazität - weiterhin durch neue Marken belegen läßt. Dann können aber andere zeitbehaftete Transitionen, die mit der betrachteten Zeittransition deren Eingangsstelle teilen, noch *während* des Schaltens jener Zeittransition erneut *aktiviert* werden. Damit bricht aber die gesamte Argumentation von ABEL auf S. 52f. in sich zusammen. Denn sie fußt im wesentlichen darauf, daß alle Transitionen, die mit der hervorgehobenen Zeittransition eine gemeinsame benachbarte Stelle teilen, so lange *deaktiviert* bleiben, wie das Schalten der Zeittransition andauert (S. 53 unten). Folglich verhalten sich die Schaltakte von ABEL's zeitbehafteten Transitionen - entgegen seiner eigenen Behauptung - schon im einfachen Fall von Stelle/Transition-Netzen nicht mehr wie atomare, zeitlose Ereignisse.

Am Ende seiner Argumentation gelangt ABEL sogar zu der erstaunlichen Feststellung, "daß zur Analyse eines ... Systems ... vorhandene Zeitbedingungen nicht berücksichtigt werden müssen; d.h. zeitbehaftete Transitionen werden in der Netzanalyse als zeitlose aufgefaßt" (S. 54). Diese Folgerung ist nicht nur wegen des zuvor aufgedeckten Argumentationsfehlers zu verwerfen. Vielmehr widerspricht sie schon selbst - ohne Reflexion ihrer Herleitung - elementaren produktionswirtschaftlichen Einsichten. Beispielsweise würde sie bedeuten, daß die Zeitbedingungen "Einhaltung eines festen Liefertermins" oder "Gewährleistung einer maximalen Durchlaufzeit" bei der Analyse eines Netzmodells, das ein Produktionssystem in der Gestalt eines Zeitnetzes repräsentiert, *nicht* berücksichtigt zu werden brauchen. Wie sich dann die Einhaltung dieser produktionswirtschaftlich relevanten Zeitbedingungen anhand des Netzmodells noch untersuchen lassen soll, vermag der Verf. nicht einzusehen. Auch die anschließenden Ausführungen von ABEL bringen darüber keinen Aufschluß. Denn im folgenden werden Netze mit zeitbehafteten Transitionen von ihm überhaupt nicht mehr thematisiert.

31) Diese Anforderung läßt sich auf alle zeitverbrauchenden Prozesse einschränken, deren Endzeitpunkte tatsächliche Endzeitpunkte darstellen sollen. Denn nur dafür treten die oben vorgestellten Probleme auf.

32) Z.B. kann die Starttransition eines Netzkonstrukts durch eine Informationskante mit der Konsistenzstelle eines anderen Netzkonstrukts genau dann verbunden werden, wenn beide Konstrukte eine Stelle mit beschränkter Markkapazität in den Nachbereichen ihrer beiden Schlußtransitionen teilen. Die Informationskante erhält das Kantengewicht "Eins". Daher kann die Starttransition des jeweils betrachteten Netzkonstrukts nur so lange schalten, wie keine Starttransition aus einem anderen, über jeweils eine Informationskante verbundenen Netzkonstrukt geschaltet worden ist. Denn jene Starttransitionen zieht die Basismarkenkopie von ihrer inzidenten Konsistenzstelle ab, sobald sie geschaltet wird. Abermals reicht es aus, die Starttransitionen solcher Netzkonstrukte nur dann mit zusätzlichen Informationskanten zu versehen, wenn die Netzkonstrukte atomare zeitverbrauchende Prozesse mit tatsächlichen Endzeitpunkten repräsentieren.

33) Die Netzkonstrukte würden sich bei der Verwendung von objektspezifischen Ausführungsdauern nicht wesentlich ändern. Es müßte lediglich in den Schaltvorschriften der Starttransitionen jeweils die Konstante "ausführungsdauer" durch die Variable "Ausführungsdauer" ersetzt werden. Diese Variable würde dann durch die aktuellen Attributausprägungen derjenigen Kopien von Objektmarken gebunden, die beim Schalten der Starttransitionen von deren Eingangsstellen jeweils abgezogen werden. Es wird darauf verzichtet, für diese geringfügige Modifizierungen weitere sechs Netzkonstrukte anzuführen.

34) Dieses Netzkonstrukt wird in der späteren Fallstudie beispielsweise benutzt, um die Ausführung einer atomaren Transportoperation zu modellieren. Dieses Beispiel verdeutlicht zugleich, wie die hier vorgelegten allgemeinen Netzkonstrukte so modifiziert werden können, daß sie den Besonderheiten eines modellierten Realproblems gerecht werden.

35) Dieses Netzkonstrukt dient in der späteren Fallstudie z.B. der Modellierung einer atomaren Aufspann- und ebenso der Modellierung einer atomaren Abspannoperation. Der Modifizierungshinweis aus der voranstehenden Anmerkung gilt hier ebenso.

36) Die Konstruktvergrößerung knüpft unmittelbar an die Ausführungen an, die anläßlich der Netzrepräsentation eines Algorithmus für die Konstruktion von Erreichbarkeitsgraphen erfolgten. Von den dort vorgestellten Netzmodulen mit genau einer Eingangs- und genau einer Ausgangsstelle weichen die hier vorgestellten Netzmodule nur insofern ab, als die Systemzeitstelle als eine zweite Eingangsstelle beachtet werden muß.

37) Vgl. ABEL, D. (1990), S. 49.

38) Da hier nur die vergrößernde Konstitution einer zeitverbrauchenden Makrotransition interessiert, werden alle Details der zugrundeliegenden Netzkonstrukte vernachlässigt, die im Grobnetz nicht mehr auftauchen.

Die Modulvergrößerung durch eine Makrotransition lehnt sich an die ähnliche Konstruktion an, die bereits in der Abb. 138 vorgestellt wurde, um die Äquivalenz zwischen transitions- und stellenbezogenen Zeitnetzen zu erläutern. Eine ähnliche Teilnetzvergrößerung mit zeitbehafteter Makrotransition findet sich bei ABEL, D. (1990), S. 49f. Von den beiden vorgenannten Vergrößerungsvarianten weicht die nachfolgende Netzkonstruktvergrößerung in zweierlei Hinsicht ab. Erstens ist das zugrundeliegende Netzkonstrukt für die Repräsentation atomarer zeitverbrauchender

Prozesse detaillierter und sorgfältiger ausgeführt, als es bei den beiden Varianten der Fall ist. Zweitens besitzt die vergrößerte Makrotransition die Systemzeitstelle als eine dritte Schnittstelle zu seiner Umgebung. Diese Systemzeitstelle fehlt bei den beiden Varianten.

39) Daher verwundert es nicht, daß ABEL, D. (1990), S. 50ff., fehlerhaftes Schaltverhalten von Netzen mit zeitbehafteten Makrotransitionen konstatiert und eine Modifizierung der Schaltregel fordert. Er verfällt genau dem Fehler, die Makrotransitionen - ohne Rücksicht auf die zugrundeliegenden Subnetze - unmittelbar zu schalten. Hätte er dagegen die Subnetze berücksichtigt, die er selbst auf S. 49f. für die Erklärung des zeitverbrauchenden Schaltverhaltens einer Makrotransition einführte, so wären die unzulässigen Netzmarkierungen und die unzulässige Schaltfolge von S. 51 überhaupt nicht eingetreten. Das gilt zumindest dann, wenn der oben ausgesprochenen Empfehlung gefolgt würde, alle Ausgangsstellen der Schlußtransition aus der Repräsentation eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses mit unbeschränkten Markenkapazitäten auszustatten.

### 6.5.3 Netzkonstrukte für Fristen

Fristen werden hier als Elemente aus zweistelligen Präzedenzrelationen aufgefaßt. Jedes Element stellt eine Präzedenzbeziehung zwischen den Schaltzeitpunkten von zwei beliebigen, aber verschiedenen Transitionen dar. Für produktionswirtschaftliche Modellierungen reicht es im allgemeinen aus, sich auf drei Präzedenzrelationen zu beschränken, mit deren Hilfe sich Mindest-, Höchst- und Festabstände zwischen Schaltzeitpunkten ausdrücken lassen<sup>1)</sup>. Die zugehörigen Präzedenzbeziehungen werden als Minimal-, Maximal- bzw. Fixfristen bezeichnet.

Für die Notation von Präzedenzbeziehungen werden dreistellige metasprachliche Prädikate vereinbart. Sie beziehen sich jeweils auf zwei unterschiedliche Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  mit den variablen Schaltzeitpunkten  $\text{Time}_{n(1)}$  bzw.  $\text{Time}_{n(2)}$  sowie auf den Abstand  $\text{Ab}_{n(1).n(2)}$ , der zwischen den beiden Schaltzeitpunkten mindestens, höchstens oder fest eingehalten werden soll. Darüber hinaus wird der Einfachheit halber in diesem Kapitel unterstellt, daß die Systemzeit als Ganzzahlzeit gemessen wird. Unter diesen Voraussetzungen gilt:

a) für Minimalfristen:

$$\text{MINFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$:\Leftrightarrow \text{Time}_{n(2)} \geq \text{Time}_{n(1)} + \text{Ab}_{n(1).n(2)}$$

b) für Maximalfristen:

$$\text{MAXFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$:\Leftrightarrow \text{Time}_{n(2)} \leq \text{Time}_{n(1)} + \text{Ab}_{n(1).n(2)}$$

c) für Fixfristen:

$$\text{FIXFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$:\Leftrightarrow \text{Time}_{n(2)} = \text{Time}_{n(1)} + \text{Ab}_{n(1).n(2)}$$

Falls nur ausgedrückt werden soll, daß zwischen den Schaltzeitpunkten zweier Transitionen eine Präzedenzbeziehung besteht, ohne die betroffene Fristart zu konkretisieren, wird dies durch das Prädikat  $\text{FR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$  ausgedrückt. Es ist definiert durch:

$$\text{FR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$:\Leftrightarrow \text{MINFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$\vee \text{MAXFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

$$\vee \text{FIXFR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$$

Um eine Präzedenzbeziehung  $\text{FR}(\text{Time}_{n(1)}, \text{Time}_{n(2)}, \text{Ab}_{n(1).n(2)})$  zwischen den Schaltzeitpunkten zweier beliebiger Transitionen in einem Netzmodell zu repräsentieren, reichen im Prinzip drei fristspezifische Konstrukte aus<sup>2)</sup>. Erstens wird jedes Paar aus Transitionen, zwischen deren Schaltzeitpunkten eine Präzedenzbeziehung besteht, durch eine zusätzliche Stelle verknüpft. Diese Verknüpfungsstelle gilt spezifisch für die repräsentierte Präzedenzbeziehung. Zweitens wird eine zweistellige Attributmarke der Sorte "frist" eingeführt. Sie wird als Fristmarke bezeichnet. Ihre Kopien werden durch den Ausdruck "m<sub>F</sub>" notiert. Das erste Attribut "fristart" der

Fristmarke gibt durch seine Ausprägung "minfr", "maxfr" oder "fixfr" an, ob die Präzedenzbeziehung den Charakter einer Minimal-, Maximal- bzw. Fixfrist besitzt. Die Ausprägung des zweiten Fristmarkenattributs "fristgrenze" beschränkt den Bereich zulässiger Schaltzeitpunkte  $\text{Time}_{n(2)}$  der Transition  $t_{n(2)}$ . Diese Attributausprägung ist die Summe aus dem Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_{n(1)}$  der Transition  $t_{n(1)}$  und dem Mindest-, Höchst- bzw. Festabstand  $\text{Ab}_{n(1),n(2)}$ , der zwischen den Schaltzeitpunkten der beiden Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  eingehalten werden soll. Drittens werden die Schaltvorschriften der betroffenen Transitionen so erweitert, daß ihr Schalten auf Kopien der Fristmarken Bezug nimmt, die entweder von ihrer gemeinsamen Verknüpfungsstelle abgezogen oder aber dort abgelegt werden.

Diesem Ansatz wird hier grundsätzlich gefolgt. Allerdings geschieht eine wesentliche Modifizierung. Sie beruht auf dem Umstand, daß die Anzahl der Verknüpfungsstellen trotz konstanter Transitionenanzahl in einem Netzmodell um so größer ausfällt, je mehr Präzedenzbeziehungen zwischen den Schaltzeitpunkten der Transitionen eingehalten werden sollen. Dadurch kann ein Netzmodell rasch durch ein unübersichtliches Gespinnst aus Verknüpfungsstellen und ihren adjazenten Kanten überspannt werden. Um diesen Verknüpfungseffekt auszuschließen, wird jeder Transition  $t_n$ , deren Schaltzeitpunkt für die Etablierung einer Präzedenzbeziehung in Betracht kommt<sup>3)</sup>, von vornherein genau eine transitionsspezifische Friststelle  $s_{F,n}$  mit unbeschränkter Markenkapazität  $\text{KAP}_{F,n} = \omega$  zugeordnet. Zu dieser Friststelle gehört das einstellige Prädikatsymbol "Präzedenzbeziehungen\_n(frist)". Auf der Friststelle können sich daher unter einer Netzmarkierung beliebig viele Kopien der Fristmarke befinden. Jede dieser Fristmarkenkopien drückt eine Präzedenzbeziehung aus, die beim Schalten der Transition  $t_n$  beachtet werden muß. Für diese Markenkopien gilt aufgrund der zuvor erfolgten Vereinbarungen:

$\text{OB}_{\text{friststart}}$ :	SYMBOL
minfr,maxfr,fixfr:	$\rightarrow \text{OB}_{\text{friststart}}$
$\text{OB}_{\text{fristgrenze}}$ :	INTEGER
$\langle m_F \rangle$	$\approx \text{frist} = \text{Fristmarke}(\text{friststart} \text{ fristgrenze})$
$\langle m_F \rangle$	$\approx \text{präzedenzbeziehungen}_n(\text{fristmarke}(\text{Friststart}, \text{Fristgrenze}))$

Unter der Ausgangsmarkierung  $M_0$  befindet sich auf keiner der Friststellen  $s_{F,n}$ , die ein Netzmodell umfaßt, irgendeine Kopie der Fristmarke<sup>4)</sup>. Für alle Friststellen  $s_{F,n}$  werden daher die leeren Ausgangsfaktenmenge  $\text{FAK}_{F,n,0} = \{ \}$  festgelegt.

Die Friststelle  $s_{F,n}$  ist eine Eingangsstelle der betrachteten Transition  $t_n$ . Die zugehörige Eingangskante der Transition  $t_n$  wird als eine Absorberkante mit dem variablen Gewicht "alle $\langle m_F \rangle$ " festgelegt<sup>5)</sup>. Daher zieht die Transition  $t_n$  bei jedem ihrer Schaltakte alle Kopien der Fristmarke von der Friststelle  $s_{F,n}$  ab, die sich dort unter aktuellen Netzmarkierung befinden. In der Schaltvoraussetzung der Transition  $t_n$  wird festgelegt, daß sie im Zeitpunkt "Time" nur dann aktiviert sein kann, falls ihr Schaltzeitpunkt "Time<sub>n</sub>" mit  $\text{Time}_n = \text{Time}$  alle Minimal-, Maximal- oder Fixfristen einhält, die durch die Attributausprägungen der abgezogenen Fristmarkenkopien ausgedrückt werden<sup>6)</sup>. Diesem Zweck genügt eine Restriktionsformel in der Schaltvoraussetzung der Transition  $t_n$ , die aus drei konjunktiv verknüpften Teilformeln zusammengesetzt ist<sup>7)</sup>:

Frühester\_schaltzeitpunkt

$$= \max(\{-\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze: } \dots \\ (\exists(\text{Mu\_min} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_min}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \\ \text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Fristgrenze})))) \\ \vee (\exists(\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \\ \text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))\})$$

Spätester\_schaltzeitpunkt

$$= \min(\{+\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze: } \dots \\ (\exists(\text{Mu\_max} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_max}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \\ \text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Fristgrenze})))) \\ \vee (\exists(\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \\ \text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))\})$$

$$\text{Frühester\_schaltzeitpunkt} \leq \text{Time} \leq \text{Spätester\_schaltzeitpunkt}$$

Die Friststelle  $s_{F,n}$  ist zugleich eine Ausgangsstelle einer anderen Transition  $t_a$  genau dann, wenn zwischen dem Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_a$  der Transition  $t_a$  und dem Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_n$  der Transition  $t_n$  eine Präzedenzbeziehung  $\text{FR}(\text{Time}_a, \text{Time}_n, \text{Ab}_{a,n})$  besteht. Die Schaltwirkung der Transition  $t_a$  wird so erweitert, daß sie durch jeden ihrer Schaltakte genau eine Fristmarkenkopie auf der Friststelle  $s_{F,n}$  der Transition  $t_n$  ablegt. Dabei wird dem ersten Attribut der Markenkopie die Ausprägung "minfr", "maxfr" oder "fixfr" genau dann zugewiesen, wenn die Präzedenzbeziehung eine Minimal-, Maximal- bzw. Fixfrist darstellt. Das zweite Attribut der Fristmarkenkopie erhält als Ausprägung die Summe aus dem Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_a$  der Transition  $t_a$  und aus demjenigen zeitlichen Abstand  $\text{Ab}_{a,n}$ , der zwischen den Schaltzeitpunkten der beiden Transitionen  $t_a$  und  $t_n$  eingehalten werden soll. Auf diese Weise wird jede Präzedenzbeziehung  $\text{FR}(\text{Time}_a, \text{Time}_n, \text{Ab}_{a,n})$  zwischen den Schaltzeitpunkten der beiden Transitionen  $t_a$  und  $t_n$  repräsentiert durch:

- genau eine Ausgangskante  $(t_a, s_{F,n})$ , welche die Transition  $t_a$  mit der Friststelle  $s_{F,n}$  der Transition  $t_n$  verknüpft<sup>8)</sup>, und
- genau eine Kopie "m<sub>F</sub>" der Fristmarke, die in jedem Schaltzeitpunkt der Transition  $t_a$  über die vorgenannte Ausgangskante auf der Friststelle  $s_{F,n}$  abgelegt wird und dadurch die zulässigen Schaltzeitpunkte der Transition  $t_n$  einschränkt.

Falls die Schaltzeitpunkte der Transition  $t_n$  in überhaupt keiner Präzedenzbeziehung mit den Schaltzeitpunkten irgendeiner anderen Transition  $t_a$  stehen, ist die Friststelle  $s_{F,n}$  der Transition  $t_n$  weiterhin definiert. Aber auf ihr wird niemals eine Kopie der Fristmarke abgelegt, weil keine Transition existiert, zu deren Ausgangsstellen die Friststelle gehören würde<sup>9)</sup>.

Die beiden Netzkonstrukte der transitionsspezifischen Friststelle und der Fristmarke erlauben zwar die Repräsentation jeder Minimal-, Maximal- und Fixfrist zwischen den Schaltzeitpunkten von zwei beliebigen Transitionen. Aber sie beruhen auf der Präsupposition, daß die jeweils zwei involvierten Transitionen auch tatsächlich geschaltet werden. Dies muß im Rahmen des Petrinetz-Konzepts jedoch keineswegs der Fall sein<sup>10)</sup>. Vielmehr läßt sich auch vorstellen, daß nur eine von beiden Transitionen oder überhaupt keine geschaltet wird. Dies kann sowohl auf konfliktionären Aktivierungen der beiden Transitionen als auch auf der Schaltregelpermissivität von Petrinetzen beruhen. Daher wird die vorgenannte Präsupposition durch zusätzliche

Vereinbarungen aufgelöst, die alle denkmöglichen Schaltkonstellationen der zwei Transitionen abdecken. Zu diesem Zweck werden zwei Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  betrachtet, zwischen denen eine Präzedenzbeziehung  $FR(t_{n(1)}, t_{n(2)}, Ab_{n(1),n(2)})$  besteht. Die beiden Transitionen besitzen ausschließlich die Friststelle  $s_{F,2}$  der Transition  $t_{n(2)}$  als gemeinsam benachbarte Stelle<sup>11)</sup>. Die Transition  $t_{n(2)}$  stellt eine permissive Transition dar. Daher wird sie mit ihrer Friststelle  $s_{F,2}$  über eine Absorberkante verknüpft, die zum Typ der Konzessionskanten gehört. Für das Schalten der beiden Transitionen gilt unter diesen Voraussetzungen:

- Wenn die Transition  $t_{n(1)}$  nicht geschaltet hat, dann wirkt sich die Präzedenzbeziehung FR auf das Schaltverhalten der Transition  $t_{n(2)}$  grundsätzlich nicht aus. Falls die Transition  $t_{n(2)}$  aktiviert ist, kann sie schalten, muß es aber nicht. Daraus folgt: Die aktivierte Transition  $t_{n(2)}$  schaltet entweder unabhängig von der Präzedenzbeziehung FR oder sie schaltet überhaupt nicht.
- Falls die Transition  $t_{n(1)}$  geschaltet hat, wirkt sich die Präzedenzbeziehung FR auf das Schaltverhalten der Transition  $t_{n(2)}$  nur dann aus, wenn die Transition  $t_{n(2)}$  auch tatsächlich geschaltet wird. Auf das Schalten der Transition  $t_{n(2)}$  kann aber auch verzichtet werden, sofern sie aktiviert ist. Daraus folgt: Die aktivierte Transition  $t_{n(2)}$  schaltet entweder unter Einhaltung der Präzedenzbeziehung FR oder sie schaltet überhaupt nicht.

Den voranstehenden Vereinbarungen könnte vorgehalten werden, sie verhielten sich zu restriktiv. Denn sie erlaubten einige Schaltkonstellationen nicht, die für die Modellierung realer Probleme durchaus von Interesse sein könnten. Dieser Einwand übersieht jedoch, daß die Vereinbarungen nur unter einem zweifachen Vorbehalt gelten: Die Nachbarschaften der beiden Transitionen überlappen sich ausschließlich in der Friststelle  $s_{F,2}$  und die Transition  $t_{n(2)}$  besitzt permissiven Charakter.

Andere interessante Schaltkonstellationen lassen sich aber dadurch verwirklichen, daß weitere gemeinsam benachbarte Stellen eingeführt werden oder die Transition  $t_{n(2)}$  obligatorischen Charakter erhält. Es wird darauf verzichtet, das hierdurch eröffnete zusätzliche Modellierungspotential systematisch zu entfalten. Statt dessen werden nur zwei illustrierende Beispiele angeführt. Erstens wird eine zusätzliche Stelle  $s_{F,n(1),n(2)}$  eingeführt. Sie ist ausschließlich mit den beiden Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  verknüpft: Die Transition  $t_{n(1)}$  legt bei ihrem Schalten über ihre Ausgangskante ( $t_{n(1)}, s_{F,n(1),n(2)}$ ) eine Kopie der Basismarke auf der Stelle  $s_{F,n(1),n(2)}$  ab. Die Transition  $t_{n(2)}$  ist mit derselben Stelle über die Eingangskante ( $s_{F,n(1),n(2)}, t_{n(2)}$ ) verbunden. Die Transition  $t_{n(2)}$  kann nur dann aktiviert sein, wenn zuvor die Transition  $t_{n(1)}$  geschaltet worden ist. Denn nur in diesem Fall befindet sich die erforderliche Basismarkenkopie auf der Eingangsstelle  $s_{F,n(1),n(2)}$  der Transition  $t_{n(2)}$ . Auf diese Weise setzt die Zusatzstelle  $s_{F,n(1),n(2)}$  die erste der oben angeführten Vereinbarungen außer Kraft: Die Transition  $t_{n(2)}$  kann niemals schalten, wenn nicht zuvor die Transition  $t_{n(1)}$  geschaltet worden ist. Zweitens wird die Absorberkante zwischen der Friststelle  $s_{F,2}$  und der Transition  $t_{n(2)}$  als eine Obligatkante ausgestaltet<sup>12)</sup>. Dadurch läßt sich die zweite Vereinbarung so modifizieren, daß der Schaltverzicht für die Transition  $t_{n(2)}$  nicht mehr in Betracht kommt. Dabei wird wieder vorausgesetzt, daß die Transition  $t_{n(1)}$  bereits geschaltet worden ist und daß die Transition  $t_{n(2)}$  aktiviert ist. Dann *muß* die Transition  $t_{n(2)}$  schalten, sobald dies unter Einhaltung der Präzedenzbeziehung FR zulässig ist<sup>13)</sup>.

Die voranstehend eingeführten Netzkonstrukte für die Berücksichtigung von Fristen in Netzmodellen werden durch ein kleines Beispiel verdeutlicht. Im Zentrum des Interesses steht die Transition  $t_5$ . Auf ihrer Friststelle  $s_{F,5}$  können Kopien "m<sub>F</sub>" der Fristmarke abgelegt werden, die von den Transitionen  $t_1$ ,  $t_2$ ,  $t_3$  oder  $t_4$  ausgesandt worden sind. Zwischen den Schaltzeitpunkten der beiden Transitionen  $t_1$  sowie  $t_3$  einerseits und den Schaltzeitpunkten der Transition  $t_5$  andererseits besteht jeweils eine Minimalfrist. Die erste Minimalfrist legt durch ihren Mindestabstand  $Ab_{1,5}=4$  fest, daß die Transition  $t_5$  frühestens 4 Zeiteinheiten nach dem Schaltakt der Transition  $t_1$  schalten darf. Die zweite Minimalfrist mit dem Mindestabstand  $Ab_{3,5}=3$  läßt nur solche Schaltakte der Transition  $t_5$  zu, die mindestens 3 Zeiteinheiten später als die Schaltakte

der Transition  $t_3$  erfolgen. Eine Fixfrist erfordert, daß die Transition  $t_5$  nur dann schalten darf, wenn ihr Schaltzeitpunkt mit dem zeitlichen Abstand  $Ab_{2,5}=2$  auf den Schaltzeitpunkt der Transition  $t_2$  folgt. Zwischen den Schaltzeitpunkten der Transitionen  $t_4$  und  $t_5$  muß eine Maximalfrist eingehalten werden. Sie bestimmt durch ihren Höchstabstand  $Ab_{4,5}=5$ , daß der Schaltzeitpunkt der Transition  $t_5$  spätestens 2 Zeiteinheiten nach dem Schaltzeitpunkt der  $t_4$  liegen muß. Schließlich besteht eine weitere Fixfrist zwischen der Transition  $t_5$  und einer weiteren Transition  $t_6$ . Sie drückt durch ihren Abstand  $Ab_{5,6}=1$  aus, daß die Transition  $t_6$  genau 1 Zeiteinheit später als die Transition  $t_5$  schalten muß, falls die Transition  $t_6$  nach der Transition  $t_5$  geschaltet wird. Die insgesamt fünf Präzedenzbeziehungen lassen sich durch die metasprachlichen Fristprädikate übersichtlich zusammenfassen:

MINFR(Time<sub>1</sub>,Time<sub>5</sub>,4)  
 FIXFR(Time<sub>2</sub>,Time<sub>5</sub>,2)  
 MINFR(Time<sub>3</sub>,Time<sub>5</sub>,3)  
 MAXFR(Time<sub>4</sub>,Time<sub>5</sub>,5)  
 FIXFR(Time<sub>5</sub>,Time<sub>6</sub>,1)

Abb. 143, die etwas später folgt, zeigt die Netzgraphik, in der die voranstehenden Minimal-, Maximal- und Fixfristen durch Friststellen und Fristmarkenkopien repräsentiert werden. Unmittelbar danach schließt sich die zugehörige Netzlegende an.

In Abb. 143 wird eine Netzmarkierung  $M_r$  gezeigt, die im Zeitpunkt  $\text{Time}=17$  vorliegt, nachdem die Transitionen  $t_1$ ,  $t_2$ ,  $t_3$  und  $t_4$  in den Schaltzeitpunkten  $\text{Time}_1=10$ ,  $\text{Time}_2=15$ ,  $\text{Time}_3=12$  bzw.  $\text{Time}_4=16$  geschaltet wurden. Dadurch haben sie auf der Friststelle  $s_{F,5}$  der Transition  $t_5$  die vier Kopien  $m_{F,1}$ ,  $m_{F,2}$ ,  $m_{F,3}$  bzw.  $m_{F,4}$  der Fristmarke abgelegt. Für sie gilt:

$m_{F,1} = \text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Time}_1+4) = \text{fristmarke}(\text{minfr}, 14)$   
 $m_{F,2} = \text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Time}_2+2) = \text{fristmarke}(\text{fixfr}, 17)$   
 $m_{F,3} = \text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Time}_3+3) = \text{fristmarke}(\text{minfr}, 15)$   
 $m_{F,4} = \text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Time}_4+5) = \text{fristmarke}(\text{maxfr}, 21)$

Die Restriktionsformel in der Schaltvoraussetzung der Transition  $t_5$  wirkt mit diesen Markenkopien auf der Friststelle  $s_{F,5}$  so zusammen, daß die Transition  $t_5$  nur dann schalten darf, wenn ihr Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_5$  mit  $\text{Time}=\text{Time}_5$  folgende konjunktiv verknüpften Bedingungen erfüllt:

Frühester\_schaltzeitpunkt  
 =  $\max(\{-\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze: ...}$   
      $\text{fakt}(1, \text{pr}{\ddot{a}}zedenzbeziehungen\_5(\text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Fristgrenze}))$   
      $\vee \text{fakt}(1, \text{pr}{\ddot{a}}zedenzbeziehungen\_5(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))\})$   
 =  $\max(\{-\omega\} \cup \{14, 15, 17\})$   
 =  $\max(\{-\omega, 14, 15, 17\}) = 17$

$$\begin{aligned}
& \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} \\
= & \min(\{+\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze: ...} \\
& \quad \text{fakt}(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen}_5(\text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Fristgrenze})) \\
& \quad \vee \text{fakt}(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen}_5(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))\}) \\
= & \min(\{+\omega\} \cup \{21, 17\}) \\
= & \min(\{17, 21, +\omega\}) = 17
\end{aligned}$$

$$\text{Fr\u00fchester\_schaltzeitpunkt} \leq \text{Time} \leq \text{Sp\u00e4tester\_schaltzeitpunkt}$$

Wegen  $\text{Fr\u00fchester\_schaltzeitpunkt}=17$  und  $\text{Sp\u00e4tester\_schaltzeitpunkt}=17$  gilt f\u00fcr den einzigen zul\u00e4ssigen Schaltzeitpunkt der Transition  $t_5$ :  $17 \leq \text{Time} \leq 17 \Leftrightarrow \text{Time}=17$ . Da die Transition  $t_5$  mit ihrer Friststelle  $s_{F,5}$  \u00fcber eine Konzessionskante verkn\u00fcft ist, braucht sie aber nicht zu schalten<sup>14)</sup>. Folglich schaltet die Transition entweder im Zeitpunkt  $\text{Time}=17$  oder sie schaltet \u00fcberhaupt nicht. Es wird unterstellt, da\u00df die Transition  $t_5$  im Zeitpunkt  $\text{Time}_5=\text{Time}=17$  tats\u00e4chlich schaltet. Dadurch bewirkt sie den \u00dcbergang von der Referenzmarkierung  $M_r$  zur Markierung  $M_f$ . Das Schalten der Transition  $t_5$  zieht alle Fristmarkenkopien von ihrer Friststelle  $s_{F,5}$  ab. Zugleich legt sie eine neue Kopie  $m_{F,5}$  der Fristmarke auf der Friststelle  $s_{F,6}$  der Transition  $t_6$  ab. Die beiden Attribute der Fristmarke erhalten in der Markenkopie  $m_{F,5}$  die Auspr\u00e4gungen "fixfr" f\u00fcr die Fristart und "18" f\u00fcr die Fristgrenze. Die Fristgrenze ist die Summe aus dem Schaltzeitpunkt  $\text{Time}_5=17$  der Transition  $t_5$  und dem festen Abstand  $\text{Ab}_{5,6}=1$  zwischen ihren Schaltzeitpunkten und denen der Transition  $t_6$ . Die resultierende Folgemarkierung  $M_f$  ist in Abb. 144 dargestellt. Unter dieser Markierung kann die Transition  $t_6$  entweder im Zeitpunkt  $\text{Time}_6=18$  oder \u00fcberhaupt nicht schalten.



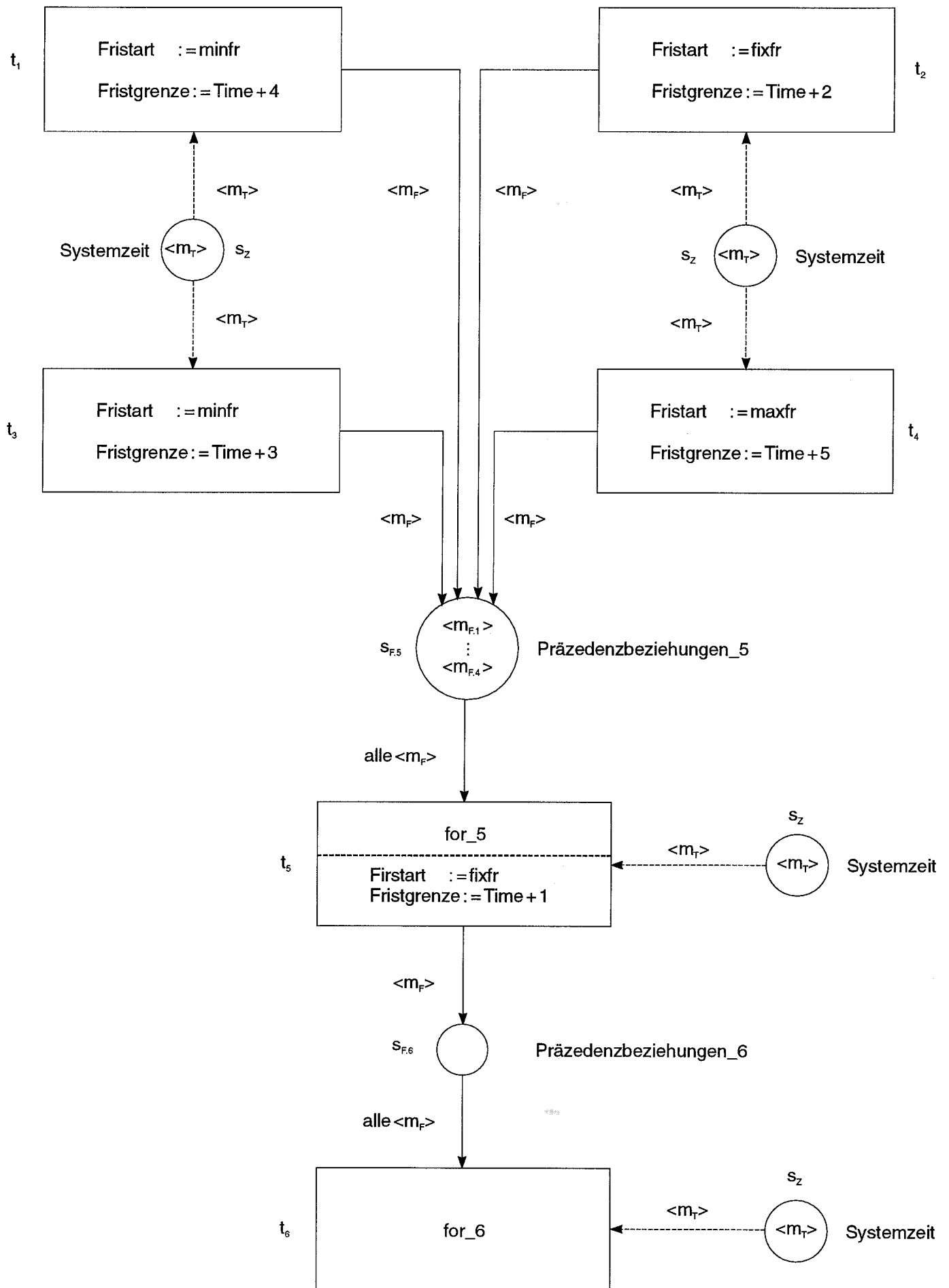


Abb. 143: Netz mit Minimal-, Maximal- und Fixfristen (Referenzmarkierung)

Netzlegende:Marken/Operationssymbole:

zeitpunkt: INTEGER

fristart: SYMBOL

minfr,maxfr,fixfr:  $\rightarrow OB_{fristart}$ 

fristgrenze: INTEGER

 $\langle m_P \rangle \approx frist = Fristmarke(fristart\ fristgrenze)$  $\langle m_T \rangle \approx syszeit = Zeitmarke\_sys(zeitpunkt)$ Stellen/Prädikatssymbole:s<sub>Z</sub>: Systemzeit(syszeit)  
markenkapazität<sub>Z</sub> = 1s<sub>F,5</sub>: Präzedenzbeziehungen\_5(frist)  
markenkapazität<sub>F,5</sub> =  $\omega$ s<sub>F,6</sub>: Präzedenzbeziehungen\_6(frist)  
markenkapazität<sub>F,6</sub> =  $\omega$ Transitionen/Transaktionen:t<sub>1</sub>: erste\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx systemzeit(zeitmarke\_sys(Time))$   
Fristart := minfr  
Fristgrenze := Time + 4  
 $\langle m_P \rangle \approx präzedenzbeziehungen\_5(fristmarke(Fristart,Fristgrenze))$ t<sub>2</sub>: zweite\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx systemzeit(zeitmarke\_sys(Time))$   
Fristart := fixfr  
Fristgrenze := Time + 2  
 $\langle m_P \rangle \approx präzedenzbeziehungen\_5(fristmarke(Fristart,Fristgrenze))$ t<sub>3</sub>: dritte\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx systemzeit(zeitmarke\_sys(Time))$   
Fristart := minfr  
Fristgrenze := Time + 3  
 $\langle m_P \rangle \approx präzedenzbeziehungen\_5(fristmarke(Fristart,Fristgrenze))$

$t_4$ : vierte\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx \text{systemzeit}(\text{zeitmarke\_sys}(\text{Time}))$   
 $\text{Fristart} := \text{maxfr}$   
 $\text{Fristgrenze} := \text{Time} + 5$   
 $\langle m_F \rangle \approx \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{Fristart}, \text{Fristgrenze}))$

$t_5$ : fünfte\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx \text{systemzeit}(\text{zeitmarke\_sys}(\text{Time}))$   
 $\text{alle} \langle m_F \rangle \approx \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{Fristart}, \text{Fristgrenze}))$   
 $\text{for\_5} : \Leftrightarrow \dots$   
 $\text{Frühester\_schaltzeitpunkt} = \max(\{-\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze}: \dots$   
 $\quad (\exists (\text{Mu\_min} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_min}, \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\quad \vee (\exists (\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\wedge \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} = \min(\{+\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze}: \dots$   
 $\quad (\exists (\text{Mu\_max} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_max}, \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\quad \vee (\exists (\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\text{Frühester\_schaltzeitpunkt} \leq \text{Time}$   
 $\text{Time} \leq \text{Spätester\_schaltzeitpunkt}$   
 $\text{Fristart} := \text{fixfr}$   
 $\text{Fristgrenze} := \text{Time} + 1$   
 $\langle m_F \rangle \approx \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{Fristart}, \text{Fristgrenze}))$

$t_6$ : sechste\_transition  
 $\langle m_T \rangle \approx \text{systemzeit}(\text{zeitmarke\_sys}(\text{Time}))$   
 $\text{alle} \langle m_F \rangle \approx \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{Fristart}, \text{Fristgrenze}))$   
 $\text{for\_6} : \Leftrightarrow \dots$   
 $\text{Frühester\_schaltzeitpunkt} = \max(\{-\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze}: \dots$   
 $\quad (\exists (\text{Mu\_min} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_min}, \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{minfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\quad \vee (\exists (\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\wedge \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} = \min(\{+\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze}: \dots$   
 $\quad (\exists (\text{Mu\_max} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_max}, \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\quad \vee (\exists (\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \dots$   
 $\quad \quad \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen\_6}(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))$   
 $\text{Frühester\_schaltzeitpunkt} \leq \text{Time}$   
 $\text{Time} \leq \text{Spätester\_schaltzeitpunkt}$

Fakten:

$\langle m_{F,1} \rangle \approx \text{fakt}_t(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{minfr}, 14)))$   
 $\langle m_{F,2} \rangle \approx \text{fakt}_t(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{fixfr}, 17)))$   
 $\langle m_{F,3} \rangle \approx \text{fakt}_t(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{minfr}, 15)))$   
 $\langle m_{F,4} \rangle \approx \text{fakt}_t(1, \text{pr\u00e4zedenzbeziehungen\_5}(\text{fristmarke}(\text{maxfr}, 21)))$   
 $\langle m_T \rangle \approx \text{fakt}_t(1, \text{systemzeit}(\text{zeitmarke\_sys}(17)))$

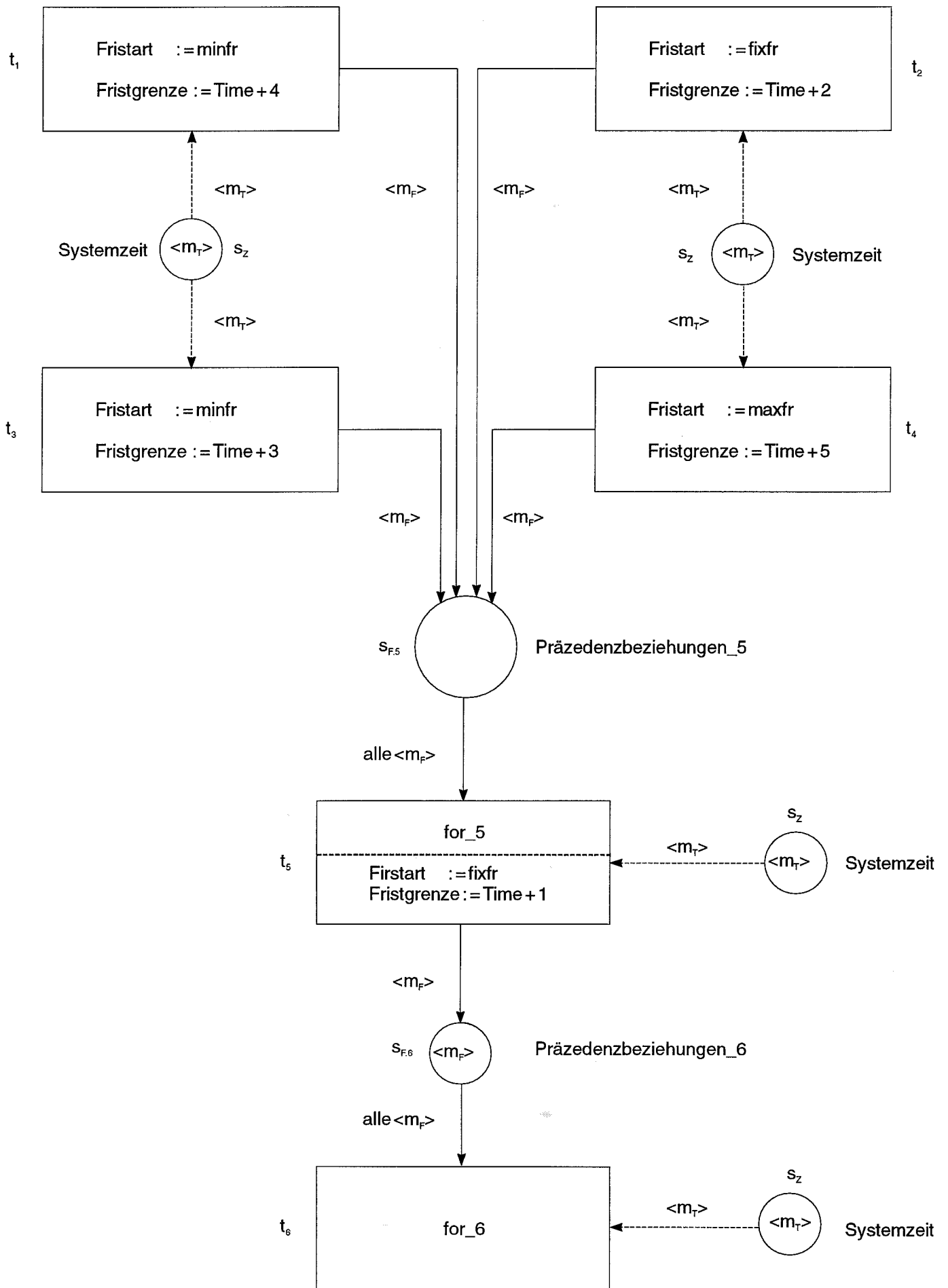


Abb. 144: Netz mit Minimal-, Maximal- und Fixfristen (Folgemarkierung)

Die Modellierung von Fristen läßt sich auf der Basis Synthetischer Netze noch weiter anreichern. Dabei kommen sowohl eine fristabhängige Dynamisierung von Schulprioritäten als auch eine Überwachung der Fristenintegrität in Betracht. Zunächst wird auf den letztgenannten Aspekt eingegangen.

Integritätsverletzungen drohen immer dann, wenn mindestens zwei Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  die Friststelle  $s_{F,n(3)}$  einer dritten Transition  $t_{n(3)}$  als gemeinsame Ausgangsstelle besitzen. Dieser Fall tritt ein, sobald zwei Präzedenzbeziehungen  $FR(t_{n(1)}, t_{n(3)}, Ab_{n(1),n(3)})$  und  $FR(t_{n(2)}, t_{n(3)}, Ab_{n(2),n(3)})$  definiert sind. Wenn die beiden Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  schalten, legen sie die zwei Fristmarkenkopien  $m_{F,n(1)}$  bzw.  $m_{F,n(2)}$  auf ihrer gemeinsamen Ausgangsstelle  $s_{F,n(3)}$  ab. Dabei können die beiden Transitionen zufällig so solchen Zeitpunkten geschaltet worden werden, daß sich die Fristarten und -grenzen der beiden Fristmarkenkopien gegenseitig ausschließen. Unter diesen Umständen kann die Transition  $t_{n(3)}$  niemals mehr geschaltet werden, weil es unmöglich ist, die beiden o.a. Präzedenzbeziehungen zugleich zu erfüllen. Zur Verdeutlichung wird auf das Beispiel zurückgegriffen, das kurz zuvor betrachtet wurde. Es wird der Fall angenommen, daß seine Transitionen  $t_1$  und  $t_4$  in den Zeitpunkten  $Time_1=12$  bzw.  $Time_4=10$  geschaltet haben. Daher kann die Minimalfrist  $MINFR(t_1, t_5, 4)$  durch das Schalten der Transition  $t_5$  nur dann eingehalten werden, wenn es frühestens im Zeitpunkt  $Time_5=12+4=16$  geschieht. Dagegen erfordert die Maximalfrist  $MAXFR(t_4, t_5, 5)$ , daß das Schalten der Transition  $t_5$  spätestens im Zeitpunkt  $Time_5=10+5=15$  erfolgt sein muß. Die Restriktionen  $Time_5 \geq 16$  und  $Time_5 \leq 15$  schließen sich aber gegenseitig aus. Folglich kann die Transition  $t_5$  überhaupt nicht mehr schalten.

In der Regel ist der Fall widersprüchlicher Präzedenzbeziehungen unerwünscht. Sie stellen dann eine Integritätsverletzung des zugrundeliegenden Netzmodells dar. Diese Integritätsverletzungen lassen sich genau so behandeln, wie es an früherer Stelle für die Integritätskonstituenten von beliebigen Integritätsformeln erläutert wurde. Dabei kann auf faktische Transitionen zurückgegriffen werden, um alle unerwünschten Schaltkombinationen von vornherein zu verhindern. Ebenso ist es möglich, obligatorische Transitionen zu benutzen, um Integritätsverletzungen unverzüglich anzuzeigen. Da sich beide Varianten leicht ineinander transformieren lassen, wird hier nur die Verwendung von faktischen Transitionen beleuchtet. Dabei wird abermals auf das voranstehende Beispiel zurückgegriffen.

Das Arrangement der vier faktischen Transitionen in Abb. 145 auf der nächsten Seite garantiert für die Transition  $t_5$ , daß sich auf ihrer Friststelle  $s_{F,5}$  niemals zwei (oder mehr) Fristmarkenkopien befinden können, deren Fristarten und -grenzen sich gegenseitig ausschließen würden<sup>15)</sup>. Folglich werden alle Schaltakte der Transitionen  $t_1$ ,  $t_2$ ,  $t_3$  und  $t_4$  verhindert, deren Schaltzeitpunkte zusammen mit den festliegenden Präzedenzbeziehungen eine Integritätsverletzung bedeuten würden. Die oben erwähnte Integritätsverletzung durch die Schaltakte der beiden Transitionen  $t_1$  und  $t_4$  in den Zeitpunkten  $Time_1=12$  bzw.  $Time_4=10$  wird jetzt durch die faktische Transition  $t_{5,1}$  verhindert. Denn sie verbietet, daß sich auf der Friststelle  $s_{F,5}$  jemals zwei Fristmarkenkopien  $m_{F,a}$  und  $m_{F,b}$  mit "Fristart\_a=minfr", "Fristart\_b=maxfr" und "Fristgrenze\_a>...Fristgrenze\_b" befinden dürfen. Genau dies wäre aber bei den beiden vorgenannten integritätsverletzenden Schaltakten wegen "Fristgrenze\_a=12+4=16" und "Fristgrenze\_b=10+5=15" der Fall gewesen. Diese Schaltaktkonstellation wird jetzt durch die faktische Transition  $t_{5,1}$  von vornherein ausgeschlossen.

Die Konstruktion der Abb. 145 ist zugleich allgemeingültig. Wenn sie auf alle Friststellen angewendet wird, die in einem Netzmodell vorhanden sind, können Integritätsverletzungen der hier thematisierten Art grundsätzlich nicht mehr vorkommen.

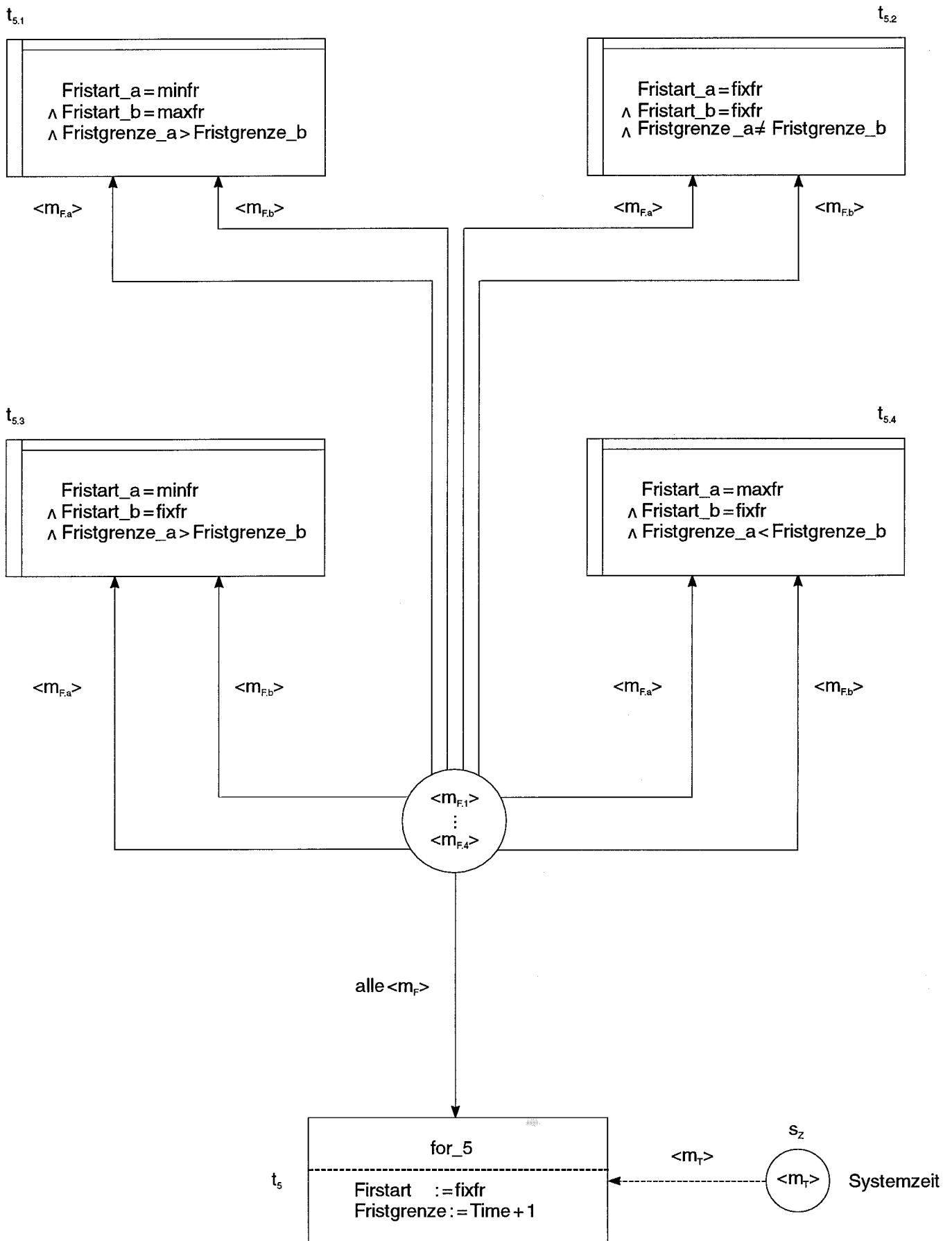


Abb. 145: Verhinderung von Integritätsverletzungen bei der Modellierung von Präzedenzbeziehungen

Schließlich lassen sich auf der Basis von Präzedenzbeziehungen dynamische Schaltprioritäten<sup>16)</sup> einführen. Zu diesem Zweck werden alle permissiven<sup>17)</sup> Transitionen, für die jeweils eine Friststelle definiert ist, zu einer dynamischen Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}} = \{t_{n(h)}; h=1, \dots, H_{\text{dyn}}\}$  mit  $H_{\text{dyn}} \in \mathcal{N}_+$  zusammengefaßt<sup>18)</sup>. Für jede Transition  $t_{n(h)}$ , die zur dynamischen Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}}$  gehört, wird eine dynamische Schaltpriorität  $sp_{n(h), \text{dyn}}$  eingeführt. Sie wird auf das reell-zahlige Intervall  $[0,0 ; 1,0]$  normiert und erfüllt folgende drei Bedingungen:

- Die Schaltpriorität ist um so größer, je geringer der zeitliche Abstand zwischen der aktuellen Systemzeit und dem spätest zulässigen Schaltzeitpunkt der Transition ist<sup>19)</sup>.
- Falls die aktuelle Systemzeit den spätest zulässigen Schaltzeitpunkt der Transition erreicht hat, nimmt die Schaltpriorität ihren maximalen Wert "1,0" an.
- Wenn die aktuelle Systemzeit den spätest zulässigen Schaltzeitpunkt der Transition überschritten hat, sinkt die Schaltpriorität auf ihren minimalen Wert "0,0" ab<sup>20)</sup>.

Diese Anforderungen lassen sich erfüllen, indem die Schaltvorschrift jeder Transition  $t_{n(h)}$  aus der dynamischen Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}}$ , zu deren Einflußbereich die Friststelle  $s_{F,n(h)}$  und die Systemzeitstelle  $s_Z$  gehören, um folgende Schaltpriorität erweitert wird:

$$sp_{n(h), \text{dyn}} = \begin{cases} 0,0 ; & \text{für Spätester\_schaltzeitpunkt} = +\omega \\ (1 + \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} - \text{Time})^{-1} & \text{für Time} < \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} < +\omega \\ 1,0 ; & \text{für Time} = \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} \\ 0,0 ; & \text{für Time} > \text{Spätester\_schaltzeitpunkt} \end{cases}$$

mit:

$$\text{Spätester\_schaltzeitpunkt} = \dots$$

$$\min(\{+\omega\} \cup \{\text{Fristgrenze: } \dots$$

$$(\exists(\text{Mu\_max} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_max}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \text{fristmarke}(\text{maxfr}, \text{Fristgrenze}))))$$

$$\vee (\exists(\text{Mu\_fix} \in \mathcal{N}_+): \text{fakt}(\text{Mu\_fix}, \text{präzedenzbeziehungen}_n(\dots \text{fristmarke}(\text{fixfr}, \text{Fristgrenze}))))$$

In der Sektion "Transitionen/Transaktionen" der Netzlegende erhält der Abschnitt "Schaltprioritäten" für die dynamische Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}}$  die besondere Prioritätsbeziehung:

$$\forall(h_1 \in \{1, \dots, H_{\text{dyn}}\}) \forall(h_2 \in (\{1, \dots, H_{\text{dyn}}\} - \{h_1\})): \dots$$

$$(sp_{n(h_1), \text{dyn}} \succ sp_{n(h_2), \text{dyn}}) \leftrightarrow (sp_{n(h_1), \text{dyn}} > sp_{n(h_2), \text{dyn}})$$

Auf diese Weise werden von allen Transitionen aus der dynamischen Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}}$  jene Transitionen bevorzugt geschaltet, für die gilt: Die präferierten Transitionen sind unter der aktuellen Netzmarkierung aktiviert und ihr spätest zulässiger Schaltzeitpunkt ist von der aktuellen Systemzeit - im Vergleich mit allen anderen aktivierten Transitionen aus der dynamischen Prioritätsgruppe - am wenigsten weit entfernt. Folglich werden die aktivierten Transitionen gemäß ihrer Schaltdringlichkeit<sup>21)</sup> geschaltet.



Alle Konstrukte, die voranstehend für die Modellierung von Fristen entwickelt wurden, lassen sich einsetzen, um (atomare) zeitverbrauchende Prozesse zu repräsentieren. Früher wurden nur Prozesse behandelt, deren Ausführungsdauern zwar variieren durften, aber bei jeder Prozeßausführung eindeutig determiniert waren. Nunmehr können ebenso Prozesse modelliert werden, für deren Ausführung nur eine Mindest- oder eine Höchstdauer vorgegeben ist<sup>22)</sup>. Für diesen Zweck wird auf die Netzkonstrukte zurückgegriffen, die im voranstehenden Kapitel für die Prozeßrepräsentation eingeführt wurden. In ihnen werden alle Aspekte ausgeblendet, die der Modellierung von Ausführungsdauern dienen. An ihre Stelle tritt jetzt die Modellierung von Präzedenzbeziehungen. Sie erstrecken sich auf die Schaltzeitpunkte der beiden Transitionen, deren Schaltakte im prozeßrepräsentierenden Netz den Beginn und das Ende einer Prozeßausführung anzeigen. Für einen beliebigen Prozeß  $PRZ_p$  handelt es sich um die Starttransition  $t_{p.st}$  und die Schlußtransition  $t_{p.sb}$ . Für diese zwei Transitionen gilt:

- Eine Mindestdauer  $MIND_p$  für die Ausführung des Prozesses  $PRZ_p$  wird durch eine Minimalfrist für die Schaltzeitpunkte von Start- und Schlußtransition ausgedrückt:

$$MINFR(t_{p.st}, t_{p.sb}, minab_{p.st.sb}) \text{ und } minab_{p.st.sb} = MIND_p$$

- Eine Höchstdauer  $MAXD_p$  für die Ausführung des Prozesses  $PRZ_p$  wird durch eine Maximalfrist für die Schaltzeitpunkte von Start- und Schlußtransition dargestellt:

$$MAXFR(t_{p.st}, t_{p.sb}, maxab_{p.st.sb}) \text{ und } maxab_{p.st.sb} = MAXD_p$$

Abb. 146 auf der nächsten Seite zeigt ein Netz, das sich an die Repräsentation eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses in Abb. 140 anlehnt<sup>23)</sup>. In Abb. 146 ist aber die frühere eindeutig determinierte Ausführungsdauer durch eine Mindestdauer  $MIND_p$  und eine Höchstdauer  $MAXD_p$  für die Prozeßausführung ersetzt. Dabei gelten  $minab = MIND_p$  und  $maxab = MAXD_p$ <sup>24)</sup>. Jetzt stellen die Friststelle  $s_{F.p.sb}$  der Schlußtransition  $t_{p.sb}$  sowie zwei Kopien "m<sub>F,a</sub>" und "m<sub>F,b</sub>" der Fristmarke sicher, daß die Prozeßausführung die vorgegebene Mindest- und Höchstdauer einhält<sup>25)</sup>.

Die Konstruktionsidee der Abb. 146 läßt sich ebenso nutzen, um einen Prozeß zu repräsentieren, für dessen Ausführung entweder nur eine Mindest- oder aber nur eine Höchstdauer spezifiziert ist. Dann wird beim Schalten der Starttransition  $t_{p.st}$  auf der Friststelle  $s_{F.p.sb}$  nur eine Kopie der Fristmarke abgelegt und beim Schalten der Schlußtransition  $t_{p.sb}$  von dort abgezogen. Die Schaltwirkung der Start- und die Schaltvoraussetzung der Schlußtransition enthalten in diesem Fall nur noch diejenigen Teilformeln, die für die Repräsentation der Mindest- bzw. der Höchstdauer eingeführt worden sind.

Auf die gleiche Weise kann ein Prozeß modelliert werden, für dessen Ausführung eine feste Dauer vorgegeben ist. Abb. 147 auf der übernächsten Seite gibt ein Netz wieder, das eine solche feste Ausführungsdauer als eine Fixfrist mit dem Festabstand "fixab" repräsentiert<sup>26)</sup>. Diese Netzkonstruktion unterscheidet sich nur noch unwesentlich von jener Alternativkonstruktion, die im vorangegangenen Kapitel für die Repräsentation eines atomaren zeitverbrauchenden Prozesses mit eindeutig determinierter Ausführungsdauern unterbreitet worden ist<sup>27)</sup>. Die weitreichende Übereinstimmung demonstriert die Kohärenz der hier vorgelegten Netzkonstrukte für die Modellierung von Prozessen und von Fristen<sup>28)</sup>. Denn die feste Ausführungsdauer eines Prozesses stellt nichts anderes als die einfachste Variante eines Prozesses mit eindeutig determinierter Ausführungsdauer dar<sup>29)</sup>.

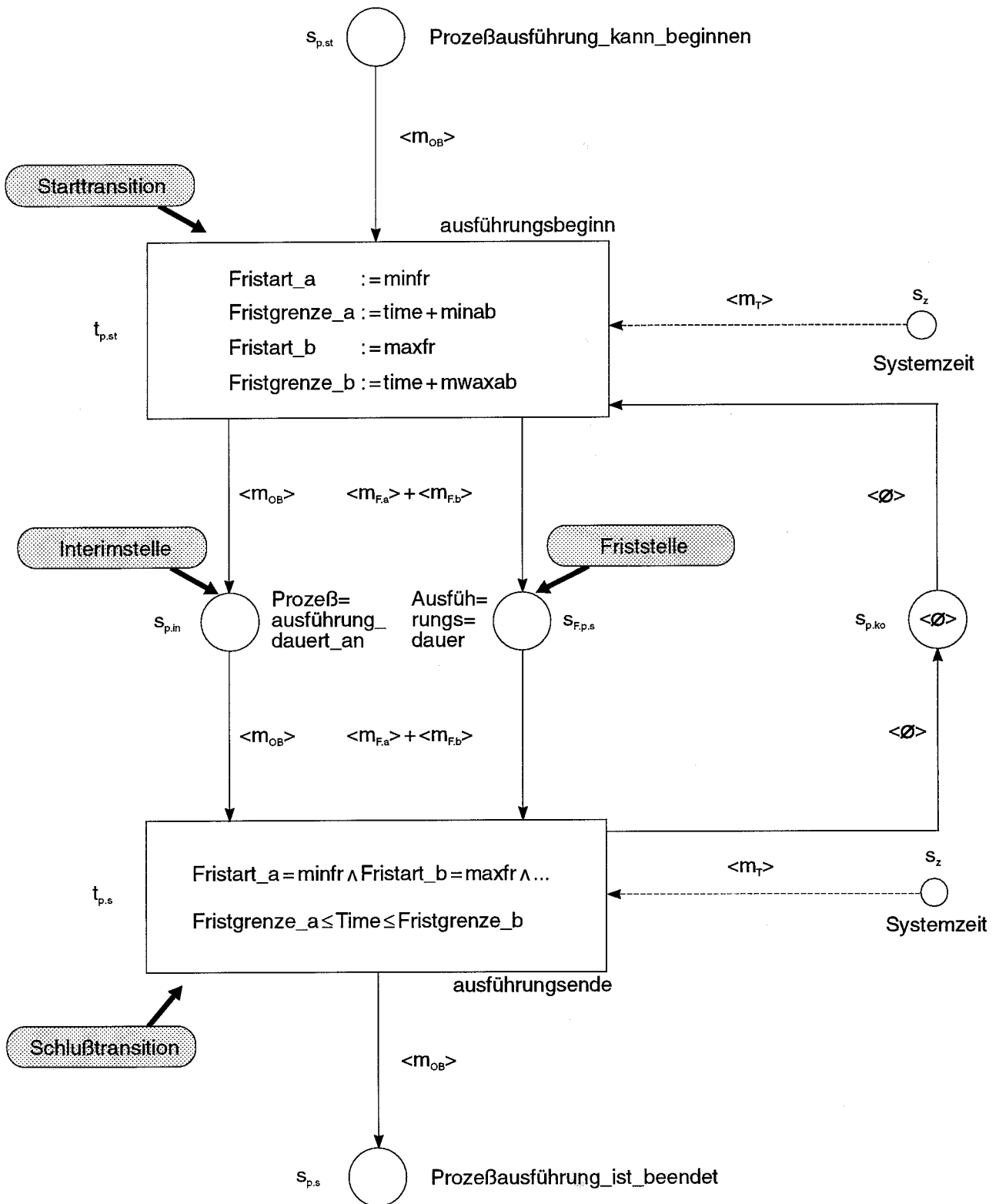


Abb. 146: Netz für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß mit einer Mindest- und einer Höchstdauer für die Prozeßausführung

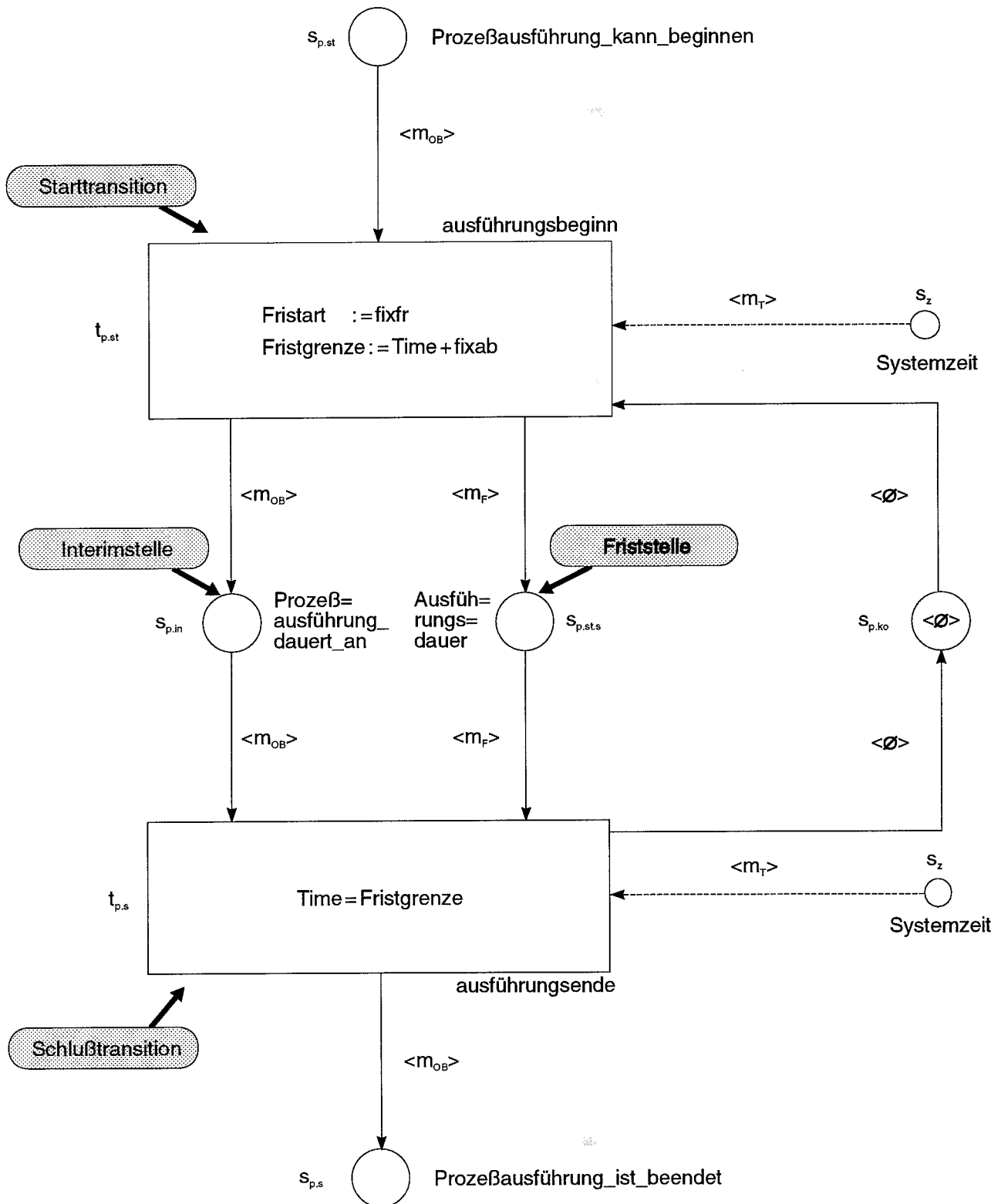


Abb. 147: Netz für einen atomaren zeitverbrauchenden Prozeß mit einer festen Ausführungsdauer

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Andere Modellierungskonzepte - wie z.B. die Netzplantechnik - verwenden in der Regel nur zwei Präzedenzrelationen für Mindest- und Höchstabstände. Festabstände werden dann durch die konjunktive Verknüpfungen von betragsgleichen Mindest- und Höchstabständen ausgedrückt. Diesem Ansatz wird hier bewußt nicht gefolgt. Denn es widerspricht dem Postulat einer möglichst "natürlichen" Modellierung, wenn die *eine* Einflußgröße "Festabstand" aus *zwei* Konstrukten "Mindestabstand" und "Höchstabstand" zusammengesetzt werden muß. Daher zieht es der Verf. vor, von vornherein eine eigenständige Präzedenzrelation für die Repräsentation von Festabständen zu benutzen.

Die Präzedenzrelationen für Mindest- und Höchstabstände können entweder als schwache Ungleichungsrelationen mit den Operatoren " $\leq$ " sowie " $\geq$ " oder aber als strikte Ungleichungsrelationen mit den Operatoren " $<$ " sowie " $>$ " formuliert werden. In dieser Arbeit wird nur die schwache Variante von Mindest- und Höchstabständen berücksichtigt. Die strikt formulierten Komplemente werden bei produktionswirtschaftlichen Modellierungen im Regelfall nicht benötigt.

Eine Besonderheit betrifft den Festabstand mit dem Betrag "Null". Er drückt die Gleichzeitigkeit der Schaltzeitpunkte zweier Transitionen aus. Die Repräsentation der Gleichzeitigkeit der Schaltzeitpunkte bereitet für Netzmodelle keine Schwierigkeiten mehr, sobald auf die nachfolgend präsentierten Konstrukte für die Repräsentation von Fristen zurückgegriffen wird. Aber damit wird noch keine Simultaneität der Schaltakte zweier Transitionen geleistet. Dies wurde schon an früherer Stelle als Simultaneitätsdefekt ausführlicher dargelegt. Dort wurde gezeigt, daß das Petrinetz-Konzept zunächst nicht in der Lage ist zu erzwingen, daß zwei Transitionen, die unter einer Markierung nebenläufig aktiviert sind, auch tatsächlich in einem gemeinsamen Schaltschritt geschaltet werden. Die Schaltakte zweier Transitionen erfolgen aber nur dann simultan, wenn die Transitionen zum selben Schaltschritt gehören. Andernfalls - wenn die Transitionen in zwei aufeinander folgenden Schaltschritten enthalten sind - geschehen die Schaltakte der beiden Transitionen nacheinander. Diese sequentielle Anordnung der Schaltakte der Transitionen braucht keineswegs der Gleichzeitigkeit ihrer Schaltzeitpunkte zu widersprechen. Denn in einem Netzmodell können sich durchaus die aktuellen Netzmarkierungen durch das Ausführen von Schaltschritten verändern, ohne daß dabei die Systemzeit voranschreitet, die durch die Attributausprägung der Zeitmarke auf der Systemzeitstelle angezeigt wird. Vgl. zur Möglichkeit von aufeinanderfolgenden, aber dennoch gleichzeitigen Schaltakten auch FEHLING (1990b), S. 2. Darüber hinaus erwähnt auch DITTRICH, G. (1989b), S. 3, die Möglichkeit, in Netzmodellen die Gleichzeitigkeit von Ereignissen zu repräsentieren. Wie dies konkret geschieht, läßt er aber offen.

Aufgrund der voranstehenden Erläuterungen gilt: Festabstände mit dem Betrag "Null" können nur die Gleichzeitigkeit der Schaltzeitpunkte, nicht aber die Simultaneität der Schaltakte von Transitionen garantieren. Aus diesem Sachverhalt folgen zwei bemerkenswerte Konsequenzen. Einerseits lassen sich im Petrinetz-Konzept Festabstände mit dem Betrag "Null" nicht benutzen, um simultane Ereignisgeschehnisse als simultane Schaltakte von Transitionen zu modellieren. Daher kann mit den hier vorgestellten Netzkonstrukten für die Repräsentation von Fristen keineswegs jeder Sachverhalt modelliert werden, der auf den ersten Blick die Verwendung solcher Fristen nahelegt. Denn die Netzkonstrukte versagen bei der Repräsentation simultaner Ereignisgeschehnisse. Es mag aber aus produktionswirtschaftlicher Perspektive durchaus ein Interesse bestehen, die Simultaneität von Ereignisgeschehnissen zu modellieren. Wenn dies der Fall ist, muß anstelle eines Festabstands mit dem Betrag "Null" zu dem Ausdrucksmittel der Integritätsbedingungen gegriffen werden. An früherer Stelle wurde gezeigt, wie sich mit ihrer Hilfe die Simultaneität von Schaltakten sicherstellen und somit die Simultaneität von Ereignisgeschehnissen modellieren läßt. Andererseits führt das Auseinanderfallen der Gleichzeitigkeit von Schaltzeitpunkten und der Simultaneität von Schaltakten die erstaunliche Differenzierungskraft des Petrinetz-Konzepts vor Augen. Aus anderen Modellierungskonzepten ist dem Verf. bisher keine ähnlich subtile Unterscheidung bekannt geworden. Auch die umgangssprachliche Verwendung der Begriffe "gleichzeitig" und "simultan" behandelt diese als Synonyma. Diesem "naiven" Begriffsgebrauch wird auch in dieser Arbeit gefolgt, solange die oben entfaltete Differenzierung zwischen Schaltzeitpunkten und Schaltakten keine Rolle spielt.

Schließlich ist noch auf einen charakteristischen Unterschied zwischen Petrinetz-Konzept und Netzplantechnik hinzuweisen, der die Referenzpunkte von Präzedenzbeziehungen betrifft. Seitens der Netzplantechnik werden Minimal- und Maximalfristen stets auf Vorgänge (Prozesse) bezogen. Daher sind vier verschiedene Fristkategorien erforderlich, um alle kombinatorisch möglichen Fristbezüge auf Start- oder Schlußereignisse von Vorgängen ausdrücken zu können. Dabei sind mit den Fristkategorien nicht die Arten der Minimal-, Maximal- oder Fixfristen gemeint. Vielmehr handelt es sich um die Kategorien der Normal-, Anfangs-, End- und Sprungfolgen. Beispielsweise gilt die Fristkategorie "Normalfolge" nur für solche Minimal- oder Maximalfristen, die das Schlußereignis eines vorangehenden Vorgangs mit dem Startereignis eines nachfolgenden Vorgangs verknüpfen. Im Rahmen des Petrinetz-Konzepts erfolgt dagegen von vornherein eine Bezugnahme auf Ereignisgeschehnisse. Denn die Schaltzeitpunkte von zwei Transitionen, die aufgrund einer Präzedenzbeziehung voneinander abhängen, stellen die Zeitpunkte der Transitionsschaltakte dar. Der Schaltakt einer Transition wurde als ein punktförmiges Ereignis definiert. Daher ist es bei der Repräsentation von Präzedenzbeziehungen durch Netzkonstrukte nicht erforderlich, zwischen verschiedenen Fristkategorien zu differenzieren. Dennoch können alle Fristkategorien, die innerhalb der Netzplantechnik zwischen den Start- oder Schlußereignissen von je zwei Vorgängen definiert sind, im Rahmen des Petrinetz-Konzepts durch

Präzedenzbeziehungen zwischen den Schaltzeitpunkten von je zwei Transitionen wiedergegeben werden. Diesen Zweck erfüllt eine unkomplizierte Transformation: Betrachtet wird eine beliebige Fristart, die in einem Netzplan das Start- oder Schlußereignis eines ersten Vorgangs mit dem Start- oder Schlußereignis eines zweiten Vorgangs durch einen zeitlichen Mindest- oder Höchstabstand verknüpft. Beim Übergang zu einem Petrinetz wird das Start- oder Schlußereignis des ersten Vorgangs durch eine erste Transition, das Start- oder Schlußereignis des zweiten Vorgangs durch eine zweite Transition repräsentiert. Die Schaltzeitpunkte der ersten und der zweiten Transition werden durch denselben Mindest- oder Höchstabstand verknüpft, wie es zuvor für die Start- oder Schlußereignisse der beiden Vorgänge im Netzplan der Fall war. Dann resultiert im Petrinetz eine Präzedenzbeziehung, die der Minimal- oder Maximalfrist aus dem zugrundeliegenden Netzplan exakt entspricht.

2) Die nachfolgend entwickelten Konstrukte stellen keineswegs die einzige Möglichkeit dar, um in Netzmodellen Fristen für die Schaltzeitpunkte von Transitionen zu repräsentieren. Einen alternativen Ansatz stellen die Netzkonstrukte dar, die OBERWEIS (1987a), S. 12ff., insbesondere Abb. 11 auf S. 14, und OBERWEIS (1990a), S. 113ff., vorgelegt hat. Sie finden sich in strukturell übereinstimmender, aber weniger aussagekräftiger Weise auch bei RICHTER, G. (1985c), S. 55f., 59f. u. 63f., und OBERWEIS (1987c), S. 7ff., insbesondere S. 11f. Diese alternativen Repräsentationsweisen fallen allerdings wesentlich aufwendiger und weniger übersichtlich als die hier vorgelegten Netzkonstrukte aus. Darüber hinaus berücksichtigen sie nur Mindest- und Höchstabstände für die Schaltzeitpunkte von Transitionen. Auf Festabstände gehen sie dagegen nicht gesondert ein. Bereits in einer früheren Anmerkung wurde dargelegt, daß der Verf. die separate Repräsentation von Fixfristen befürwortet. Sie gestattet u.a. die direkte Repräsentation einer Präzedenzbeziehung, welche die Gleichzeitigkeit der Schaltzeitpunkte von zwei Transitionen fordert. Dafür reicht eine Fixfrist mit dem Festabstand "Null" aus. Auch darauf wurde schon eingegangen. Da die oben angeführten Quellen Fixfristen außer acht lassen, übersehen sie erst recht die Aspekte, die kurz zuvor anlässlich der Repräsentation von Gleichzeitigkeit und Simultaneität dargelegt wurden. Alle vorgenannten Gründe zusammen haben den Verf. veranlaßt, die alternativen Konstruktionen der o.a. Beiträge hier nicht weiter zu verfolgen.

3) Grundsätzlich können in einem Netzmodell alle Transitionen in die Definition von Präzedenzbeziehungen einbezogen werden, deren Schaltzeitpunkte explizit erfaßt werden. Um den Schaltzeitpunkt einer Transition feststellen zu können, muß zum Vorbereitungsbereich der Transition die Informationsstelle  $s_z$  mit dem Namen "Systemzeit" gehören. Dann kann die Transition bei ihrem Schalten über eine Informationskante die Ausprägung des Attributs "zeitpunkt" zur Kenntnis nehmen, die der Zeitmarkenkopie auf der Systemzeitstelle  $s_z$  im Schaltzeitpunkt zukommt. Daher kommen für die Definition von Präzedenzbeziehungen alle Transitionen in Betracht, zu deren Vorbereitungsbereichen jeweils die Systemzeitstelle  $s_z$  gehört. Dies gilt unabhängig davon, ob für die betroffenen Transitionen tatsächlich Präzedenzbeziehungen definiert sind.

4) Die Kopien der Fristmarke werden jeweils durch das Schalten einer Transition erzeugt. Da noch keine Transition geschaltet haben kann, solange ein Netzmodell in seiner Ausgangsmarkierung vorliegt, kann in diesem Modellzustand auch noch keine Fristmarkenkopie erzeugt worden sein.

5) Die Absorberkante ist eine Konzessionskante genau dann, wenn es sich entweder um die einzige Einflußkante der Transition  $t_n$  handelt oder wenn alle anderen Einflußkanten der Transition  $t_n$  ebenfalls Konzessionskanten darstellen. Die Absorberkante wird dagegen als Obligatkante ausgestaltet, falls die Transition  $t_n$  mehrere Einflußkanten besitzt und alle anderen Einflußkanten der Transition  $t_n$  ebenso Obligatkanten darstellen. Ein Drittes wird vorerst nicht zugelassen. Eine Erweiterungsmöglichkeit wird aber an späterer Stelle aufgezeigt.

6) Falls sich auf der Friststelle  $s_{F,n}$  der Transition  $t_n$  unter der aktuellen Netzmarkierung überhaupt keine Kopie der Fristmarke befindet, wird der Schaltzeitpunkt der Transition  $t_n$  überhaupt nicht eingeschränkt. Dabei wird auf die frühere Vereinbarung zurückgegriffen, daß die Aktivierung einer Transition, deren Schaltvoraussetzung - abgesehen vom Schalteinfluß ihrer Absorptionsstelle - erfüllt ist, auch dann fortbesteht, wenn auf der Absorptionsstelle keine Markenkopien liegen.

7) Die Vereinigung mit der Menge  $\{-\omega\}$  wird auf der linken Formelseite vorgenommen, um alle Fälle abzudecken, in denen sich auf der Friststelle unter der aktuellen Netzmarkierung keine Markenkopien befinden, die eine Minimal- oder Fixfrist ausdrücken. Analog dazu erfolgt auf der rechten Formelseite eine Vereinigung mit der Menge  $\{+\omega\}$ , um alle Fälle abzudecken, in denen sich auf der Friststelle unter der aktuellen Netzmarkierung keine Markenkopien befinden, die eine Maximal- oder Fixfrist festlegen. Dabei wird vereinbart, daß jede ganzzahlige Variable "X" die Restriktionen " $-\omega \leq X$ " und " $X \leq +\omega$ " erfüllt.

8) Aufgrund dieses Sachverhalts läßt die zuvor erfolgte Modifizierung der Berücksichtigung von Präzedenzbeziehungen in Netzmodellen nochmals rechtfertigen. Einerseits wird die Variabilität und das unter Umständen starke Anwachsen der Anzahl von Verknüpfungsstellen vermieden. Statt dessen liegt die Anzahl der transitionsspezifischen Friststellen  $s_{F,n}$  in jedem Netzmodell a priori fest, und zwar unabhängig von der Anzahl der zu berücksichtigenden Präzedenzbeziehungen. Die Friststellenanzahl wird durch die Anzahl  $\#(T)$  aller Transitionen des jeweils betrachteten Netzmodells nach oben limitiert. Sie kann aber auch wesentlich kleiner ausfallen, da nur solche Transitionen berücksichtigt zu werden brauchen, die über eine jeweils Informationskante mit der Systemzeitstelle  $s_z$  verknüpft sind. Zweitens können in jedem Netzmodell nachträglich alte Präzedenzbeziehungen eliminiert oder neue hinzuge-

fügt werden, ohne seine Stellenmenge modifizieren zu müssen. Statt dessen reicht es aus, für jede getilgte Präzedenzbeziehung diejenige Kante zu entfernen, die zuvor als Ausgangskante einer Transition  $t_a$  und als Eingangskante einer Friststelle  $s_{F_n}$  die Präzedenzbeziehung repräsentieren half. Analog dazu braucht für jede ergänzte Präzedenzbeziehung lediglich eine zusätzliche Kante eingeführt zu werden, die von einer Transition  $t_a$  zu einer Friststelle  $s_{F_n}$  weist.

9) In diesem Fall sorgen die beiden Komponenten  $\{-\omega\}$  und  $\{+\omega\}$  in der oben angeführten Restriktionsformel dafür, daß die Aktivierung der Transition  $t_n$  durch die fehlenden Fristmarkenkopien nicht verhindert wird.

10) Am Rande wird darauf hingewiesen, daß der hier diskutierte Aspekt z.B. bei Anwendung der Netzplantechnik keine Bedeutung erlangt. Denn dieses alternative Modellierungskonzept ist - von wenigen "exotischen" Varianten abgesehen - nicht in der Lage, echte Entscheidungsalternativen zu repräsentieren. Dies wird später noch ausführlicher dargelegt. Daher kann dort der hier zugelassene Fall, daß von zwei Transitionen, zwischen denen eine Präzedenzbeziehung besteht, nur genau eine geschaltet wird, nicht erfaßt werden. Dies unterstreicht die bemerkenswerte Ausdrucksmächtigkeit des Petrinetz-Konzepts.

11) Durch diese Einschränkung wird sichergestellt, daß sich die Aktivierungen und Schaltakte der beiden Transitionen nur über die vorausgesetzte Präzedenzbeziehung zwischen den Schaltzeitpunkten der Transitionen beeinflussen können. Falls die Einschränkung nicht erfüllt ist, müssen bei der Aktivierung und beim Schalten der beiden Transitionen auch alle zusätzlichen Einflüsse berücksichtigt werden, die von ihren weiteren gemeinsam benachbarten Stellen ausgehen können. Ein Beispiel dafür wird in Kürze vorgestellt.

12) Falls die Transition  $t_{n(2)}$  über weitere Einflußkanten verfügt, müssen auch diese als Obligatkanten festgelegt werden.

13) Es kann der Sonderfall eintreten, daß die Transition  $t_{n(2)}$  trotz ihres obligatorischen Charakters überhaupt nicht schaltet. Dies ist genau dann der Fall, wenn sie entweder niemals aktiviert ist oder wenn unter allen ihren Aktivierungen die Präzedenzbeziehung FR verletzt wird. Beispielsweise kann die Transition  $t_{n(1)}$  im Zeitpunkt  $\text{Time}=11$  geschaltet haben. Zwischen den Schaltzeitpunkten der beiden Transitionen  $t_{n(1)}$  und  $t_{n(2)}$  besteht die Präzedenzbeziehung FR, die als Fixfrist vorschreibt, daß die Transition  $t_{n(2)}$  genau  $\text{Ab}_{n(1),n(2)}=4$  Zeiteinheiten nach dem Schaltakt der Transition  $t_{n(1)}$  schalten soll. Also müßte die Transition  $t_{n(2)}$  im Zeitpunkt  $\text{Time}=11+4=15$  schalten. Falls die Transition  $t_{n(2)}$  aber in diesem Zeitpunkt nicht aktiviert ist, läßt sie sich a fortiori auch nicht schalten. Wenn sie dagegen in einem anderen Zeitpunkt - z.B. im Zeitpunkt  $\text{Time}=16$  - aktiviert ist, so darf sie auch dann nicht schalten, weil sie dadurch die Fixfrist verletzen würde.

14) Wenn das Schalten der aktivierten Transition  $t_3$  erzwungen werden soll, reicht es aus, ihre Eingangskante ( $s_{P_5}, t_3$ ) als eine Obligatkante auszugestalten.

15) Anstatt der vier faktischen Transitionen könnte ebenso nur eine faktische Transition benutzt werden. Ihre Schaltvoraussetzung müßte dann das Adjugat derjenigen vier Restriktionsformeln darstellen, die in der Abb. 145 als Schaltvoraussetzungen der dort verwendeten vier faktischen Transitionen ausgewiesen sind.

16) Im folgenden wird nur eine spezielle Variante dynamischer Schaltprioritäten betrachtet. Sie zeichnet sich dadurch aus, daß sie an die spätest zulässigen Schaltzeitpunkte von aktivierten Transitionen anknüpft. Dadurch findet die intuitive Vorstellung über die Dringlichkeit des Schaltens von Transitionen eine operationale Einbettung in das Konzept Synthetischer Netze. Für die Implementierung solcher dynamischer Schaltprioritäten bietet sich wiederum der PROLOG-Dialekt "TASKLOG" an, der bereits in einer früheren Anmerkung erwähnt wurde. Er umfaßt die Standardkonstrukte "maxtime" und "deadline". Mit ihrer Hilfe kann das Erfüllen von Schaltaufgaben so gesteuert werden, daß die Transitionen ihre spätest zulässigen Schaltzeitpunkte (möglichst) nicht überschreiten. Vgl. zu diesem TASKLOG-Aspekt VARNEY (1988), S. 6.

Dynamische Schaltprioritäten werden im Petrinetz-Konzept mitunter auch in einer anderen Variante benutzt. Dort richtet sich die Priorität einer aktivierten Transition nach der Zeitdauer, die seit der erstmaligen Aktivierung einer Transition verstrichen ist. Diese Zeitdauer kann auch durch die Anzahl der Markierungswechsel ersetzt werden, die seit der erstmaligen Transitionsaktivierung eingetreten sind. Auf diese Weise findet der Aspekt der Schaltdringlichkeit aber keine Berücksichtigung. Statt dessen steht der Gedanke eines "fairen" Schaltverhaltens im Vordergrund: Eine aktivierte Transition soll bei der Auswahl von zu schaltenden Transitionen um so stärker bevorzugt werden, je länger sie bereits auf ihr Schalten gewartet hat. Dadurch wird der Gefahr entgegengewirkt, daß eine aktivierte Transition durch die Schaltbevorzugung anderer Transitionen beliebig - im Grenzfall unendlich - lange blockiert wird und so zu "verhungern" droht. Vgl. dazu die Ausführungen zur Fairness von Netzen und zum Verhungern von Transitionen. Vgl. ebenso zu den dynamischen Schaltprioritäten, die ein faires Schaltverhalten ermöglichen oder - in äquivalenter Weise - ein unendliches Blockieren von Transitionen verhindern sollen, BURKHARD (1982a), S. 85ff., insbesondere S. 85 u. 87f.; CARSTENSEN (1982), S. 76. Vgl. auch am Rande - ohne ausdrücklichen Netzbezug - die analogen Ausführungen zu dynamischen Prioritätsregeln oder Ressourcenzuteilungen bei BYRN (1974), S. III-31; SHAPIRO, R. (1977), S. 31D-2.

17) Obligatorische Transitionen, die über eine Friststelle verfügen, dürfen in die Definition der dynamischen Prioritätsgruppe  $PG_{\text{dyn}}$  grundsätzlich nicht einbezogen werden. Denn obligatorische Transitionen müssen immer schalten, sobald sie aktiviert sind (abgesehen vom Sonderfall konfliktionär aktivierter obligatorischer Transitionen). Wenn sie in die nachfolgend erklärte dynamische Prioritätsgruppe einbezogen würden, könnte der Fall eintreten, daß eine konfliktfrei aktivierte obligatorische Transition eine geringere Schaltpriorität erhält als eine andere, ebenso aktivierte, aber permissive Transition. Dann darf die obligatorische Transition trotz ihrer konfliktfreien Aktivierung nicht geschaltet werden, weil mindestens eine prioritätssuperiore Transition aktiviert ist. Dieses Schaltverbot der obligatorischen Transition widerspricht aber ihrem obligatorischen Charakter. Daher werden obligatorischen Transitionen in der dynamischen Prioritätsgruppe von vornherein nicht zugelassen.

18) Dies schließt nicht aus, daß die Transitionen auch noch an anderen Prioritätsgruppen teilhaben. Falls in einem Netz überhaupt keine permissive Transition  $t_n$  mit einer zugehörigen Friststelle  $s_{F,n}$  enthalten ist, gelten  $H_{\text{dyn}}=0$  und  $PG_{\text{dyn}} = \{ \}$ .

19) Es wird in Erinnerung gerufen, daß der spätest zulässige Schaltzeitpunkt für eine Transition  $t_{n(h)}$  mit einer Friststelle  $s_{F,n(h)}$  immer definiert ist. Dafür sorgt die Restriktionsformel, die schon an früherer Stelle eingeführt wurde: Falls sich auf der Friststelle  $s_{F,n(h)}$  der Transition  $t_{n(h)}$  keine Fristmarkenkopie befindet, die eine Fristgrenze für eine Maximal- oder eine Fixfrist ausdrückt, dann besitzt die Transition den spätest zulässigen Schaltzeitpunkt "Time<sub>n(h)</sub> = +w".

20) Es kann nicht garantiert werden, daß sich alle Transitionen im Rahmen ihrer spätest zulässigen Schaltzeitpunkte tatsächlich schalten lassen. Dann muß aber zumindest ihre Schaltpriorität auf den kleinstmöglichen Wert abgesenkt werden. Andernfalls drohte die inkonsistente Schaltsituation, daß eine Transition, deren spätest zulässiger Schaltzeitpunkt bereits überschritten worden ist, eine *höhere* Schaltpriorität besitzt als eine andere aktivierte Transition, deren spätest zulässiger Schaltzeitpunkt noch bevorsteht.

Darüber hinaus empfiehlt es sich, die Aktivierung einer - vormalig aktivierten - Transition nach dem Verstreichen ihres spätest zulässigen Schaltzeitpunkts aufzuheben, falls sie bis dahin noch nicht geschaltet worden ist. Sonst könnte eine weitere inkonsistente Schaltsituation eintreten: Die Transition, deren spätest zulässiger Schaltzeitpunkt verstrichen ist, behält ihre Aktivierung und besitzt die Schaltpriorität "0,0". Dieselbe minimale Schaltpriorität weisen aber auch alle anderen aktivierten Transitionen auf, deren spätest zulässiger Schaltzeitpunkt der Extremwert "+ $\omega$ " ist (vgl. die voranstehende Anmerkung). Wegen dieser Prioritätsgleichheit wäre es möglich, daß die Transition, deren spätest zulässiger Schaltzeitpunkt überschritten wurde, gegenüber einer der anderen aktivierten Transitionen willkürlich bevorzugt wird. Dies widerspräche aber dem Sachverhalt, daß das Schalten der bevorzugten Transition überhaupt nicht mehr zulässig ist, während die anderen aktivierten Transitionen hätten geschaltet werden dürfen. Diese Inkonsistenz wird verhindert, wenn die Aktivierung jeder Transition erlischt, sobald ihr spätest zulässiger Schaltzeitpunkt verstrichen ist. Diese Anforderung wird durch die oben eingeführte Restriktionsformel erfüllt, die in der Schaltvoraussetzung von Transitionen die Einhaltung aller Präzedenzbeziehungen - und damit auch von spätest zulässigen Schaltzeitpunkten - leistet.

Darüber hinaus kann der Benutzer eines Netzmodells durch eine Meldung darüber informiert werden, wenn der spätest zulässige Schaltzeitpunkt einer Transition überschritten wurde, ohne die Transition zu schalten. Für die Implementierung solcher Meldungen kann auf den bereits erwähnten PROLOG-Dialekt "TASKLOG" zurückgegriffen werden. Er hält für diesen Fall der Fristüberschreitung ein spezielles Konstrukt zur "Ausnahmenbehandlung" bereit; vgl. VARNEY (1988), S. 6f.

21) Als Schaltdringlichkeit einer Transition wird hier der zeitliche Abstand zwischen der aktuellen Systemzeit und dem spätest zulässigen Schaltzeitpunkt der Transition verstanden.

22) Dies schließt den Fall ein, daß ein Prozeß sowohl eine Mindest- als auch eine Höchstdauer besitzt.

23) Die Netzkonstruktion, die in Abb. 146 eine Mindest- und eine Höchstdauer repräsentiert, fällt wesentlich kompakter und übersichtlicher aus als andere Konstruktionen, die in der Netzliteratur für dieselbe Modellierungsaufgabe unterbreitet worden sind. Vgl. dazu die - bereits erwähnten - Beiträge von OBERWEIS (1987a), S. 14, Figure 11; OBERWEIS (1990a), S. 113ff.

24) Die Ersetzung der Mindest- und Höchstdauerbezeichnungen  $MIND_p$  bzw.  $MAXD_p$  ist in der Netzrepräsentation notwendig, weil Ausdrücke, die mit einem Großbuchstaben beginnen, der Notation von Variablen vorbehalten wurde. Dies reflektiert die früher erörterte Implementierungsmöglichkeit von Netzmodellen auf der Basis der Programmiersprache PROLOG. Darüber hinaus wurde in den Ersatzausdrücken "minab" und "maxab" auf die oben eingeführte Indizierung "p.st.sß" verzichtet. Damit wird abermals die Implementierung der Schaltvorschriften von Start- und Schlußtransition unterstützt, weil die Implementierung prädikatenlogischer Formeln indexfreie Ausdrücke voraussetzt.

25) Dabei wird vorausgesetzt, daß die Mindest- und die Höchstdauer konsistent definiert sind. Falls diese Prämisse nicht erhoben werden soll, kann die Prozeßrepräsentation durch die Integritätsbedingungen ergänzt werden, die bereits an früherer Stelle eingeführt wurden. Mit ihrer Hilfe läßt sich sicherstellen, daß eine Prozeßausführung durch

das Schalten der Starttransition nur dann beginnen kann, wenn sich die Mindest- und die Höchstdauer eines Prozesses nicht widersprechen. Für diesen Zweck reicht es aus, die Friststelle  $s_{F,p,SB}$  der Schlußtransition  $t_{p,SB}$  mit einer faktischen Transition zu verknüpfen, die wie die faktische Transition  $t_{s,1}$  in Abb. 145 konstruiert ist. Falls sich die Mindest- und die Höchstdauer der Prozeßausführung gegenseitig ausschließen, verbietet diese faktische Transition, die Starttransition  $t_{p,SB}$  jemals zu schalten.

In der Netzkonstruktion der Abb. 146 wird des weiteren davon ausgegangen, daß die Schlußtransition an keiner anderen Präzedenzbeziehung teilnimmt als an den beiden Minimal- und Maximalfristen, welche die Mindest- bzw. Höchstdauer der Prozeßausführung repräsentieren. Nur unter dieser Voraussetzung darf das variable Gewicht " $m_p$ " der Ausgangskante der Friststelle  $s_{F,st,SB}$  durch das konstante Gewicht " $m_{F,x} + m_{F,t}$ " substituiert werden. Gleiches gilt für die Ersetzung der Restriktionsformel, die an früherer Stelle definiert wurde, durch das hier benutzte Konjugat, das die Schaltvoraussetzung der Schlußtransition  $t_{p,SB}$  spezifiziert. Falls die Schlußtransition auch noch in anderen Präzedenzbeziehungen involviert ist, lassen sich die vorgenannten Vereinfachungen nicht mehr anwenden. Statt dessen muß dann wieder auf die universelle Konstruktion des variablen Kantengewichts und der Restriktionsformel zurückgegriffen werden, die in diesem Kapitel für die Repräsentation beliebiger Präzedenzbeziehungen dargelegt wurde.

26) Die Erfassung fester Ausführungsdauern durch Fixfristen eröffnet eine interessante Erweiterungsperspektive in stochastischer Richtung: Anstatt der Fixfrist einen Festabstand eindeutig zuzuordnen, könnte für sie eine Wahrscheinlichkeitsverteilung oder Dichtefunktion über einem diskreten bzw. kontinuierlichen Spektrum alternativer Festabstände definiert werden. Durch einen Zufalls(zahlen)generator würde bei jedem Schalten der Starttransition  $t_{p,st}$  eine Ausprägung des zweiten Attributs "fristgrenze" der Fristmarke so erzeugt, daß bei mehrfach wiederholten Schaltakten die relative Häufigkeitsverteilung der Attributausprägungen sich der vorgegebenen Wahrscheinlichkeitsverteilung oder Dichtefunktion für den Fristabstand annähert. Auf dieser Grundlage wäre es möglich, eine stochastische Simulation des jeweils untersuchten Netzmodells durchzuführen. Darauf wird in Kürze näher eingegangen. Allerdings wird dort nur der Fall betrachtet, daß die Attributausprägungen derjenigen Markenkopien stochastisch variieren können, die zur Ausgangsmarkierung des untersuchten Netzmodells gehören. Dagegen wird hier der weiterführende Ansatz aufgezeigt, daß solche stochastischen Ausprägungsvariationen in ähnlicher Weise auch auf Netzmarkierungen bezogen werden können, die erst nach dem Verlassen der Ausgangsmarkierung erreicht werden. Dieser Aspekt wird jedoch nicht weiter vertieft, weil stochastische Modellierungen in der hier vorgelegten Ausarbeitung ohnehin nicht intensiver gewürdigt werden.

27) Bezugspunkt ist dabei diejenige Konstruktionsvariante, die sich auf die Verwendung von einer prozeßspezifischen Prozeß- und einer prozeßunspezifischen Objektmarke stützt sowie die Schlußtransition als eine permissive Transition behandelt. Die weitgehende Übereinstimmung mit dieser Alternativkonstruktion ist offensichtlich, wenn das Netz aus Abb. 147 mit jenem Netz verglichen wird, das in Abb. 140 gezeigt wurde. Im letztgenannten Netz brauchen lediglich alle Obligatkanten der Schlußtransition durch gewöhnliche Konzessionskanten ersetzt zu werden.

28) Vgl. dazu die einleitenden Erläuterungen zum Kohärenzgedanken.

29) Es handelt sich nur um die einfachste Variante, weil feste Ausführungsdauern nicht mehr jene Fälle abdecken, in denen variable, vom Objekt der Prozeßausführung abhängige - aber weiterhin jeweils eindeutig determinierte - Ausführungsdauern zugelassen sind. Vgl. dazu die Erläuterungen zur Repräsentation von (eindeutig determinierten) Ausführungsdauern.



## 6.5.4 Netzkonstrukte für eine zentrale Systemuhr

Die Anschauungsform "Zeit" wird im umgangssprachlichen Verständnis als "Zeitfluß" behandelt. Dies entspricht der intuitiven Vorstellung einer kontinuierlichen Zeitskala<sup>1)</sup>. Das Petrinetz-Konzept ist grundsätzlich nicht in der Lage, einen kontinuierlichen Zeitfluß zu modellieren. Denn alle Veränderungen eines Netzes werden selbst dann, wenn sie in der Anschauungsform "Zeit" beschreiben sind, durch die Schaltakte von Transitionen bewirkt. Diese Schaltakte stellen punktförmige Ereignisse dar. Durch solche Schaltakte wird das betroffene Netz jeweils in einer beliebig kleinen, aber stets von Null verschiedenen und endlichen Weise verändert. Daraus folgt: Wenn die Veränderung von zeitbezogenen Einflußgrößen durch entsprechende Veränderungen in einem Netzmodell ausgedrückt werden sollen, so kann dies nur durch Schaltakte von Transitionen in der Form von diskontinuierlichen, sprunghaften Veränderungen geschehen. Daher muß die Systemzeit in Netzmodellen stets auf einer diskreten Zeitskala gemessen werden. Der diskontinuierliche Charakter des "Zeitflusses" in Netzmodellen wird anschließend präzisiert. Später erfolgt die exemplarische Konstruktion einer zentralen Systemuhr<sup>2)</sup>. Sie zeigt in einem Netzmodell das diskrete Voranschreiten der global<sup>3)</sup> definierten Systemzeit an<sup>4)</sup>.

Die Systemzeit wurde bereits als die Ausprägung des Attributs "zeitpunkt" eingeführt. Diese Attributausprägung kommt der Kopie "m<sub>T</sub>" einer Zeitmarke zu, die sich unter der aktuellen Markierung M<sub>r</sub> eines Netzmodells auf einer Stelle mit dem Prädikatssymbolnamen "Systemzeit" befindet. Dieser Zeitpunkt wird als alte Systemzeit fixiert, bis der Schaltprozeß der Systemuhr so weit vorangeschritten ist, daß auf der Stelle "Systemzeit" die alte Kopie der Zeitmarke abgezogen und uno actu durch eine neue Kopie der Zeitmarke ersetzt worden ist. Dadurch ist die frühere Netzmarkierung M<sub>r</sub> in die neue aktuelle Netzmarkierung M<sub>f</sub> übergegangen<sup>5)</sup>. Die Ausprägung des Attributs "zeitpunkt" der neuen Zeitmarkenkopie, die sich nun auf der Systemzeitstelle befindet, zeigt die neue Systemzeit an<sup>6)</sup>.

Die Konstruktion einer Systemuhr bestimmt, wie groß der zeitliche Abstand zwischen dem Zeitpunkt der alten Systemzeit unter der Markierung M<sub>r</sub> und dem Zeitpunkt der neuen Systemzeit unter der Markierung M<sub>f</sub> ausfällt. Es muß sich aber stets um einen positiven Zeitabstand handeln<sup>7)</sup>. Darüber hinaus werden hier nur solche Systemuhren betrachtet, die per constructionem immer denselben Zeitabstand zwischen zwei unmittelbar aufeinander folgenden Zeitpunkten der Systemzeit erzeugen. Dieser konstante positive Zeitabstand wird als uhrspezifisches Zeitinkrement bezeichnet. Von der Größe dieses Zeitinkrements hängt die Granularität der Zeitskala ab, auf der das Verstreichen der Systemzeit gemessen wird. Da das Zeitinkrement konstant ist, wird die Systemzeit immer in äquidistanten Zeitpunkten ausgewiesen. Zugleich liegt stets eine diskrete Zeitskala vor, da die Systemzeit nur in den vorgenannten äquidistanten Zeitpunkten wohldefiniert ist. Zwischen diesen Zeitpunkten ist keine kontinuierlich verfließende Systemzeit definiert. Statt dessen wird die aktuelle Systemzeit jeweils mit demjenigen Zeitpunkt gleichgesetzt, der von der Systemuhr als Attributausprägung der Zeitmarkenkopie auf der Stelle "Systemzeit" zuletzt angezeigt und seitdem als alte Systemzeit fixiert worden ist.

Es wurde bereits darauf hingewiesen, daß die Granularität der diskreten Zeitskala, auf der die Systemzeit gemessen wird, vom Zeitinkrement der Systemuhr abhängt. Dieses Zeitinkrement kann auf verschiedene Weise festgelegt werden. Dafür bieten sich insbesondere positiv-ganzzahlige und positiv-reellzahlige Inkrementbeträge an. In dieser Arbeit werden ausschließlich positive ganzzahlige Inkrementbeträge beachtet. Dafür spricht einerseits die Kohärenz zwischen dem diskreten Charakter von Ganzzahlen und der notwendig diskreten Zeitskala<sup>8)</sup>. Andererseits lassen sich auch produktionswirtschaftlich interessante Zeitaspekte im allgemeinen durch ganzzahlige Beträge einer Zeiteinheit - etwa einer Sekunde, einer Minute oder eines Datums - ausdrücken<sup>9)</sup>. Darüber hinaus wird vereinbart, die Systemzeit mit einem nicht-negativen ganzzahligen Wert zu

initialisieren. Daher besitzt die Systemzeit grundsätzlich ganzzahligen Charakter<sup>10)</sup>. Fortan wird unterstellt, daß das Zeitinkrement der ganzzahligen Systemzeit eine Sekunde beträgt<sup>11)</sup>.

Die Systemzeit wird durch die Ausprägung des Attributs "zeitpunkt" in der einen Zeitmarkenkopie "m<sub>T</sub>" ausgewiesen, die sich auf der Stelle mit dem Prädikatssymbolnamen "Systemzeit" unter der jeweils aktuellen Netzmarkierung befindet. Die Zeitmarke wird als eine Attributmarke der Sorte "syszeit" eingeführt. Die Markensorte "syszeit" wird durch das einstellige Operationssymbol "Zeitmarke\_sys" konstituiert, dessen Argument aus der Attributsorte "zeitpunkt" besteht. Für die Zeitmarke gilt daher in der Kurznotation für Netzlögenden:

$$\langle m_T \rangle \approx \text{syszeit} = \text{Zeitmarke\_sys}(\text{zeitpunkt})$$

Entsprechend gilt für die Kopien "m<sub>T</sub>" der Zeitmarke, die sich auf der Systemzeitstelle befinden und über deren adjazenten Kanten zu- oder abfließen können:

$$\langle m_T \rangle \approx \text{systemzeit}(\text{zeitmarke\_sys}(\text{Time}))$$

Die Attributsorte "zeitpunkt" ist bisher noch nicht präzise festgelegt. Es wurde lediglich vereinbart, daß ihre Ausprägungen eine Systemzeit mit ganzzahligem Charakter ausweisen sollen. Dies läßt aber einen Freiheitsgrad für die Konkretisierung des ganzzahligen Charakters offen. Dieser Freiheitsgrad umfaßt vor allem<sup>12)</sup> folgende Konkretisierungsoptionen<sup>13)</sup>:

- Die Systemzeit wird unmittelbar durch Ganzzahlen<sup>14)</sup> ausgedrückt. Die Attributsorte "zeitpunkt" ist dann originär definiert. Sie erhält die Objektmenge  $OB_{\text{zeitpunkt}} = \text{INTEGER}$ . Die Variable "Time" der Systemzeit läßt sich nur durch ganzzahlige Konstanten binden. Daher wird diese Variante der Systemzeit als Ganzzahlzeit bezeichnet.
- Die Attributsorte "zeitpunkt" der Systemzeit wird in derivativer Weise auf die sechs Subsorten "sekunde", "minute", "stunde", "tag", "monat" und "jahr" zurückgeführt. Jede dieser Subsorten ist originär definiert und besitzt dieselbe ganzzahlige Objektmenge:

$$OB_{\text{sekunde}} = OB_{\text{minute}} = OB_{\text{stunde}} = OB_{\text{tag}} = OB_{\text{monat}} = OB_{\text{jahr}} = \text{INTEGER}$$

Die Attributsorte "zeitpunkt" wird aus den Subsorten durch das sechsstellige Operationssymbol "Vollzeit" zusammengesetzt:

$$\text{zeitpunkt} = \text{Vollzeit}(\text{sekunde minute stunde tag monat jahr})$$

Die Variable "Time" der Systemzeit wird durch tief strukturierte Grundterme gebunden, die aus dem Operator "vollzeit(...)" und sechsstelligen ganzzahligen konstanten Argumenten "(se,mi,st,ta,mo,ja)" zusammengesetzt sind<sup>15)</sup>. Die zugehörige Systemzeitvariante wird in Anlehnung an ihr charakteristisches Operationssymbol als Vollzeit angesprochen.

- Die Attributsorte "zeitpunkt" der Systemzeit wird wiederum in derivativer Weise definiert. Dabei wird analog zur Definition der Vollzeit vorgegangen. Allerdings werden nur die ersten drei originären Attribute der Vollzeit berücksichtigt<sup>16)</sup>. Für diese Systemzeitvariante, die als Tageszeit bezeichnet wird, gilt:

$$OB_{\text{sekunde}} = OB_{\text{minute}} = OB_{\text{stunde}} = \text{INTEGER}$$

$$\text{zeitpunkt} = \text{Tageszeit}(\text{sekunde minute stunde})$$

- Die Attributsorte "zeitpunkt" der Systemzeit wird komplementär zur Tageszeit definiert. Sie beachtet daher nur die letzten drei originären Attribute der Vollzeit<sup>17)</sup>. Es resultiert eine Systemzeitvariante mit dem Namen "Datum". Für sie gilt:

$$\text{OB}_{\text{tag}} = \text{OB}_{\text{monat}} = \text{OB}_{\text{jahr}} = \text{INTEGER}$$

$$\text{zeitpunkt} = \text{Datum}(\text{tag} \text{ monat} \text{ jahr})$$

Die erste Konkretisierungsoption für die Systemzeit liegt der späteren Fallstudie zugrunde. Die zweite Option wird anschließend bei der Konstruktion einer Systemuhr verwirklicht. Die dritte und vierte Option lassen sich jeweils dadurch realisieren, daß von den Kopien der Zeitmarke, die von der konstruierten Systemuhr erzeugt werden, jeweils nur entweder die ersten drei oder aber nur die letzten drei Markenattribute berücksichtigt werden.

Das Voranschreiten der Systemzeit läßt sich durch das Schaltverhalten eines Netzes wiedergeben, das eine zentrale Systemuhr modelliert<sup>18)</sup>. Je nachdem, wie die zuvor skizzierten Gestaltungsfreiräume bei der Festlegung der Systemzeit ausgeschöpft werden, resultieren unterschiedliche Systemuhrnetze. Es wird hier nicht beabsichtigt, die Vielfalt denkmöglicher Systemuhrnetze zu ergründen. Statt dessen wird nur eine exemplarische, aber detailreiche<sup>19)</sup> Uhrkonstruktion vorgelegt. Sie modelliert die Systemuhr für die Systemzeitvariante der Vollzeit. Das Konstruktionsergebnis wird in Abb. 148 auf der nächsten Seite präsentiert. Da sich die Netzgraphik weitgehend selbst erklärt, wird sie nur kurz erläutert.

Die Zeitmarke ist allgemein durch die Beziehung  $\text{syszeit} = \text{Zeitmarke}_{\text{sys}}(\text{zeitpunkt})$  definiert. Wegen der vorausgesetzten Vollzeit-Anzeige ist die Sorte "zeitpunkt" derivativ definiert durch das sechsstellige Operationssymbol "Vollzeit" sowie die Subsorten "sekunde", "minute", "stunde", "tag", "monat" und "jahr". Daher nimmt jede Kopie "m<sub>T</sub>" der Zeitmarke mit subsortenspezifischen Variablen folgende Gestalt an:

$$m_T = \text{zeitmarke}_{\text{sys}}(\text{vollzeit}(\text{Se}, \text{Mi}, \text{St}, \text{Ta}, \text{Mo}, \text{Ja}))$$

Das diskrete Voranschreiten der Systemzeit wird durch die Schaltakte der Transition "zeitinkrement"<sup>20)</sup> erzeugt. Jeder Schaltakt zieht diejenige Kopie der Zeitmarke von der Stelle  $s_z$  mit dem Prädikatsymbol "Systemzeit" ab, die sich dort unter der letzten Netzmarkierung befunden hat. Danach ist die Systemzeit zunächst nicht mehr wohldefiniert, weil sich auf der Systemzeitstelle keine Zeitmarkenkopie befindet. In einem Netzmodell, zu dem das Netz der Systemuhr gehört, können daher vorerst alle Transitionen nicht mehr schalten, die über jeweils eine Informationskante auf die Systemzeitstelle  $s_z$  zugreifen<sup>21)</sup>. Denn die Aktivierungsbedingungen dieser Transitionen sind auf jeden Fall verletzt, sobald sich auf ihrer gemeinsamen Informationsstelle  $s_z$  keine Markenkopie befindet<sup>22)</sup>. Die Markenkopie, die von dort durch den Schaltakt der Transition  $t_1$  mit dem Namen "zeitinkrement" abgezogen wurde, fließt nun durch das Netz der Systemuhr<sup>23)</sup>. Dabei werden die Attributausprägungen der Markenkopie so verändert, daß sie die neue, um das Zeitinkrement von einer Sekunde vorangeschrittene Systemzeit korrekt wiedergeben. Dafür sorgen die Schaltakte aller Inkrementtransitionen  $t_n$  mit  $n \in \{2, \dots, 13\}$ , die nach der Transition "zeitinkrement" schalten<sup>24)</sup>. Schließlich wird die Kopie der Zeitmarke mit ihren aktualisierten Attributausprägungen auf der Systemzeitstelle  $s_z$  abgelegt. Dort zeigt sie die neue Systemzeit an, die nun wieder wohldefiniert ist. Danach können die Transitionen des umgebenden Netzmodells, die über Informationskanten auf die Systemzeitstelle  $s_z$  zugreifen, erneut aktiviert werden.

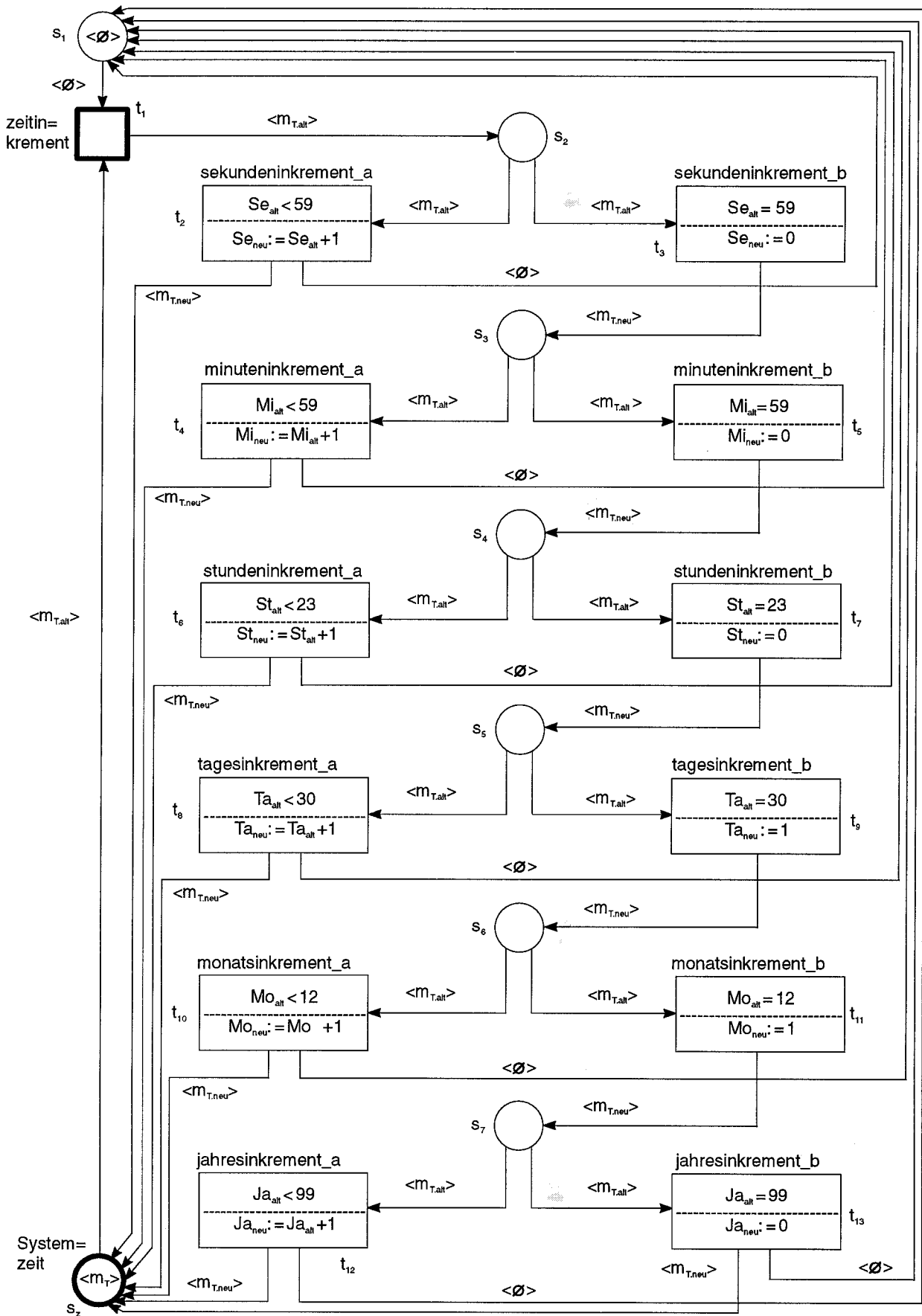


Abb. 148: Netz für die Repräsentation einer zentralen Systemuhr mit Vollzeit-Anzeige (erste Variante)

Innerhalb des Systemuhr-Netzes treiben die Schaltakte der Transition "zeitinkrement" die Schaltakte aller anderen Transitionen voran. Dabei beruht der Schaltzusammenhang der Transitionen auf dem kausalen Fundament, das schon an früherer Stelle als eine charakteristische Eigenschaft von Synthetischen Netzen herausgestellt wurde. Deshalb erweist sich die interne Funktionsweise der Systemuhr als kausal determiniert. Dem umgebenden Netzmodell liegt ohnehin die kausale Interpretation seiner Netzkanten und Schaltakte zugrunde. Schließlich wird auch die Kopplung zwischen dem Netz der Systemuhr einerseits und dem umgebenden Netzmodell andererseits auf kausale Weise ausgestaltet. Denn beide Netzkomponenten können nur dadurch wechselwirken, daß sie Kopien der Systemzeitmarke auf der Systemzeitstelle zur Kenntnis nehmen oder verändern. Folglich bleibt in einem Netzmodell, das über ein Teilnetz für eine zentrale Systemuhr verfügt, die Koordinierung zeitverbrauchender Prozesse auf rein kausaler Grundlage erhalten<sup>25</sup>). Die kausale Prozeßkoordinierung besteht also fort, obwohl die zentrale Systemuhr das diskrete Voranschreiten einer globalen Systemzeit anzeigt<sup>26</sup>).

Abb. 149 auf der nächsten Seite zeigt das Netz einer zweiten Uhrkonstruktion. Sie unterscheidet sich von der ersten Konstruktionsvariante lediglich dadurch, daß die Zwischenschritte bei der inkrementellen Systemzeiterhöhung ausführlicher repräsentiert werden. Wegen des beschränkten Platzes für die Präsentation der Netzgraphik wurde in der zweiten Konstruktionsvariante auf die Beschriftungen der Inkrementtransitionen mit ihren Schaltvoraussetzungen und -wirkungen verzichtet<sup>27</sup>).

Die beiden Varianten für die Konstruktion einer Systemuhr stellen detailreiche Feinnetze dar. Wenn die interne Funktionsweise der Systemuhr nicht näher interessiert, können die zwei Systemuhrnetze zu einem gemeinsamen Grobnetz abstrahiert werden. Das Vergrößerungsergebnis ist in der nachfolgenden Abb. 150 dargestellt. Es handelt sich um ein Grobnetz, das nur noch aus einer 1-Schleife besteht. Seine eine Stelle "Systemzeit" ist die Systemzeitstelle. Seine eine Transition "zeitschritt" läßt sich als eine Makrotransition mit komplexem Schaltverhalten auffassen. Das Schaltverhalten der Makrotransition wird durch die beiden Feinnetze, die zuvor präsentiert wurden, auf unterschiedliche, jedoch äquivalente Weise erklärt<sup>28</sup>).

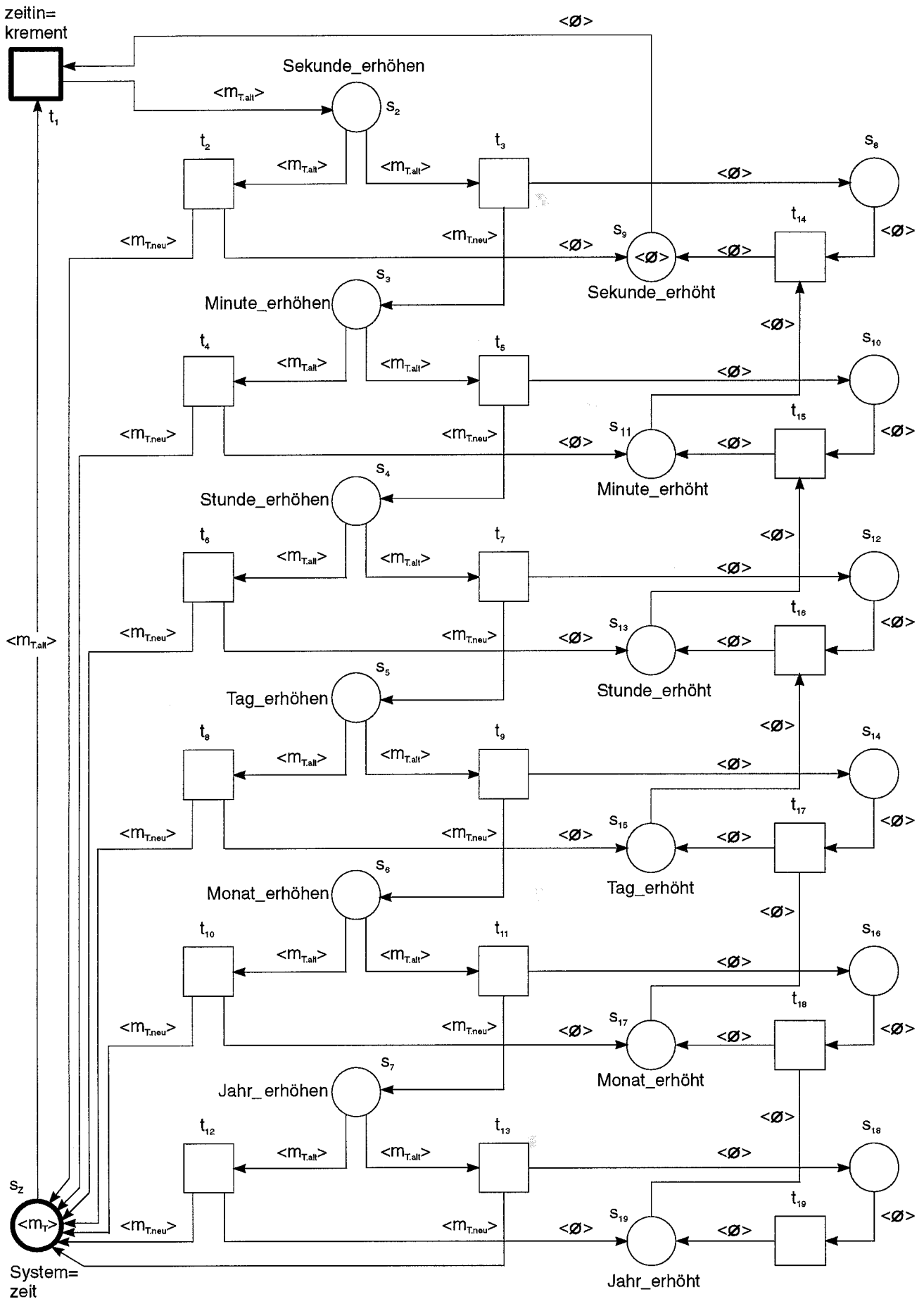


Abb. 149: Netz für die Repräsentation einer zentralen Systemuhr mit Vollzeit-Anzeige (zweite Variante)

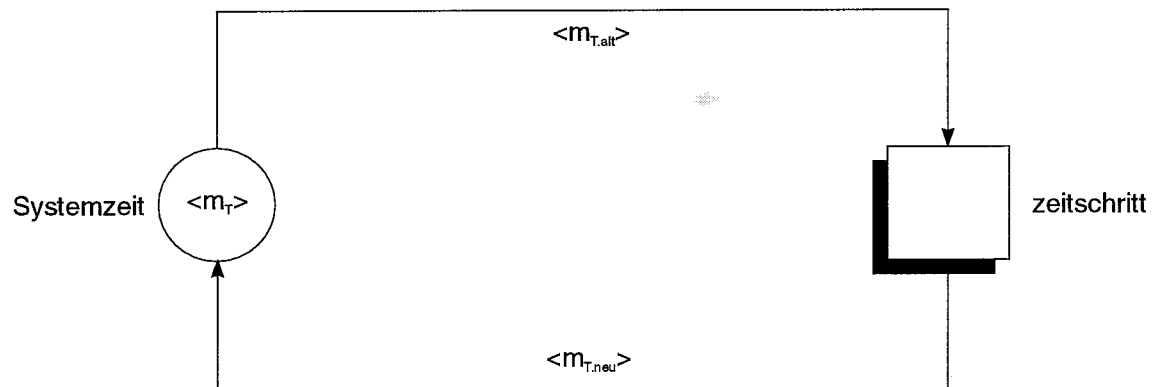


Abb. 150: Grobnetz für die Repräsentation einer zentralen Systemuhr

### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Von quantentheoretischen Erwägungen, auch die reale Zeit als diskrete physikalische Größe zu betrachten, wird aufgrund der Irrelevanz solcher Quanteneffekte für betriebswirtschaftliche Realprobleme abgesehen.

2) In der Informatik spielen die Zeitsignale ("Takte", "Pulse" u.ä.) von Uhren eine herausragende Rolle, um die Operationen von nebenläufig agierenden Komponenten eines Automatischen Informationsverarbeitungssystems miteinander zu koordinieren ("synchronisieren"). Aspekte solcher Systemuhren werden hier in jenem Ausmaß übernommen, wie es zur Koordinierung von zeitverbrauchenden Prozessen in Synthetischen Netzen erforderlich ist. Vgl. zu vertiefenden Behandlungen von Systemuhren, die auf die Synchronisation von Automatischen Informationsverarbeitungssystemen zugeschnitten sind, LU,M. (1987), S. 104ff. (zugleich ein Beitrag zum Petrinetz-Konzept); CHARRON-BOST (1990), S. 176ff.

3) In einer früheren Anmerkung wurde schon dargelegt, daß die hier interessierende Systemzeit grundsätzlich eine *globale* Eigenschaft der modellierten Objektsysteme ausdrückt. Die hier bevorzugte Modellierungsweise, für die Koordinierung von zeitverbrauchenden Prozessen in nebenläufigen Systemen eine zentrale Systemuhr mit globaler Zeitanzeige zu verwenden, findet sich z.B. auch bei IGEL (1989a), S. 189.

Auf lokale "Eigenzeiten" von dezentralen Uhren, die in nebenläufigen Systemen mit zeitverbrauchenden Prozessen in mehreren Exemplaren verteilt sein können, wird dagegen nicht näher eingegangen. Sie spielen wegen der vorausgesetzten Globalität der Zeitanzeige grundsätzlich keine Rolle. Vgl. statt dessen zu solchen dezentralen Systemuhren mit lokalen Eigenzeiten LU,M. (1987), S. 104f. (mit einer Einbettung der dezentralen Uhren in ein Netzmodell).

4) Am Rande wird darauf hingewiesen, daß hier zur Erfassung der Anschauungsform "Zeit" grundsätzlich anders vorgegangen wird, als es bei Datenmodellierungen der Fall ist, die sich auf relationale Datenbankschemata oder auf den Entity-Relationship-Ansatz stützen. Solche Datenmodellierungen behandeln "Zeit" als eine Objektklasse (einen Objekt- oder Entitytyp), die sich von den Klassen anderer Objekte - wie z.B. Produktionsaufträgen oder Maschinen - im Prinzip nicht unterscheidet. Vgl. dazu beispielsweise SCHEER (1989c), Fig. B.I.4.2.2.2.01 auf S. 190 und Fig. B.I.6.1.1.03 auf S. 224; WINTER,RO. (1991), S. 245, 247 (Abb. 7) u. 249; SCHEER (1991d), S. 114. Dadurch wird der kategoriale Unterschied zwischen der Anschauungsform "Zeit" einerseits und Objekten, die in dieser Anschauungsform wahrgenommen werden, vollkommen verwischt. Dieser kategoriale Differenzierungsmangel kann zu abstrusen Konsequenzen führen. So weist WINTER,RO. (1991), S. 245, darauf hin, daß die Kapazitäten von Maschinen strenggenommen nicht durch ein Attribut der Objektklasse "Maschine" erfaßt werden dürften. Denn die Kapazitäten stellen eine "Aggregation" der beiden Objektklassen "Maschine" (bei WINTER: Ressourcen) und "Zeit" (bei WINTER: Zeiträume) dar. Dabei bezieht sich WINTER auf den Aggregationsbegriff relationaler Datenbankschemata, der Beziehungen zwischen Objektklassen ausdrückt (vgl. WINTER,RO. (1991), S. 219). *Sofern* die Anschauungsform "Zeit" als eine gewöhnliche Objektklasse behandelt wird, ist WINTER's Argumentation stringent. Allerdings widerspricht sie in ihrem Ergebnis der Intuition des "gesunden Menschenverstands", daß Kapazitäten zu den "natürlichen" Eigenschaften von Maschinen gehören. Folglich führt die zuvor skizzierte Vorgehensweise zu einer unnatürlichen Modellierung von Zeitgrößen. Eine weitere Merkwürdigkeit besteht darin, daß sich WINTER,RO. (1991), S. 281, gezwungen sieht, die modellierte Zeit in eine "wirkliche" und eine "virtuelle" Zeit aufzuspalten. Beide Zeitformen werden durch separate Konstrukte repräsentiert.

Dagegen wird die globale Systemzeit in Netzmodellen, die auf Synthetischen Netzen beruhen, von einer zentralen Systemuhr angezeigt. Ihre Modellierung durch ein Systemuhrnetz entspricht der natürlichen Intuition, Zeitgrößen mit der Hilfe von Uhren zu erfassen. Darüber hinaus ist das Netzmodul der Systemuhr von allen anderen Netzmodulen radikal abgegrenzt. Denn das Systemuhrnetz hängt über nur genau eine Stelle - die Systemzeitstelle - mit allen anderen Konstituenten eines Netzmodells zusammen. Auf diese Weise wird die Modellierung der Anschauungsform "Zeit" von der Modellierung aller anderen Objekte, die nicht zur Systemuhr gehören, besonders klar getrennt. Es bereitet auch keine Schwierigkeiten, Kapazitäten als Eigenschaften von Maschinen auszuweisen. Dabei lassen sich die Kapazitäten sowohl durch Markenkapazitäten von maschinenrepräsentierenden Stellen als auch durch Attribute von maschinenspezifischen Marken erfassen.

5) Zwischen den beiden Markierungen  $M_i$  und  $M_f$  können beliebig viele andere Netzmarkierungen eingetreten sein. Dabei handelt es sich einerseits um alle Markierungen, die während des Schaltprozesses der Systemuhr aufeinander gefolgt sind, um die alte Kopie der Zeitmarke durch eine neue Kopie der Zeitmarke auf der Stelle "Systemzeit" zu ersetzen. Andererseits sind beliebige markierungsverändernde Schaltschritte im übrigen Netz zulässig, falls sie während derjenigen Systemzeit ausgeführt werden können, die durch die alte Kopie der Zeitmarke ausgewiesen wird.

6) Die Systemzeitstelle entspricht genau den "Infozellen", die IGEL (1989a), S. 183f., für die Koordinierung verteilter Systeme einführt. Dabei handelt es sich um Zellen, die einen "broadcasting"-Informationsaustausch ermöglichen: Eine Information, die in einer Infozelle abgelegt wurde, kann von allen angeschlossenen Systemkomponenten gelesen, aber inhaltlich nicht verändert werden. IGEL (1989a), S. 183f. u. 189f., behandelt sogar Uhren explizit als eine mögliche Anwendung seiner Infozellen.



7) Ein negativer Zeitabstand würde ein Rückwärtslaufen der Systemzeit bedeuten. Diese Variante kann z.B. benutzt werden, um Prozeßausführungen von ihrem Ausführungsende zu ihrem Ausführungsbeginn zurückzuverfolgen. Dies entspricht konzeptionell dem Rückwärtsschalten von Transitionen. Solche Inversionen des Zeitablaufs werden in dieser Arbeit aber nicht weiter behandelt. Vgl. dazu auch den Hinweis auf die Schwierigkeiten, die beim Rückwärtsschalten von Transitionen auftreten können. Ein Zeitabstand von "Null" ist dagegen grundsätzlich ausgeschlossen. Denn er würde jedes Voran- oder Rückwärtsschreiten der Systemzeit vereiteln. Dies widerspräche aber der hier verfolgten Absicht, die Ausführung von zeitverbrauchenden Prozessen zu modellieren.

8) Vgl. dazu die Erläuterungen zu zeitdiskreten Problemkonzeptualisierungen im allgemeinen und zur diskreten Eigenart des Petrinetz-Konzepts im besonderen.

9) Die Einschränkung der Systemzeit auf ganzzahlige Werte mag - angesichts der zumeist reellwertig definierten physikalischen Zeit - auf den ersten Blick überraschen. Doch kann durch die freie Wahl der Zeiteinheit jede praktisch relevante Zeitskala durch eine ganzzahlige Systemzeit erfaßt werden. Dabei läßt sich durch die beliebig kleine, aber von Null verschiedene Festlegung der Zeiteinheit jede erwünschte *Annäherung* an einen kontinuierlichen Zeitfluß erreicht werden. Es spielt für den ganzzahligen Charakter der Systemzeit keine Rolle, ob als Zeiteinheit beispielsweise eine Stunde, eine Sekunde oder eine beliebiger Sekundenbruchteil ausgewählt wird.

10) Es handelt sich sogar um einen natürlichzahligen Charakter, weil die Systemzeit mit einem nicht-negativen ganzzahligen Wert initialisiert und ausschließlich durch positive ganzzahlige Inkremente erhöht wird.

11) LIND (1988), S. 8, wählt dagegen für Modellierungen von Produktionssystemen einen Tag als Zeiteinheit aus. Diese Granularität erscheint dem Verf. jedoch für die hier interessierende kurzfristige Prozeßkoordinierung als zu grob.

12) Daneben lassen sich auch andere Konkretisierungsmöglichkeiten vorstellen. Sie werden hier aber nicht weiter beachtet, weil sie keine neuartigen Erkenntnisse erwarten lassen. Beispielsweise kann anstelle der vierten Konkretisierungsoption auf die Signatur "TERMIN" und die zugehörige TERMIN-Algebra zurückgegriffen werden, die in einer früheren Anmerkung definiert wurde. Diese Signatur entspricht inhaltlich der vierten Konkretisierungsoption, bezieht sich aber in formaler Hinsicht auf anders definierte Objektmenge. Sie werden dort nicht durch die Menge aller Ganzzahlen, sondern durch die Menge aller Zeichenfolgen ("strings") festgelegt. Dadurch wird eine ästhetisch anspruchsvollere Datumsformulierung möglich, ohne den grundsätzlich ganzzahligen Charakter der Tages-, Monats- und Jahresangaben zu verlassen.

13) Innerhalb desselben Netzmodells darf immer nur eine dieser Optionen verwirklicht werden. Dadurch wird vermieden, daß mit formal inkompatiblen Systemzeitstrukturen gearbeitet wird.

14) Dabei wird die Einschränkung auf nicht-negative Ganzzahlen bewußt aufgehoben. Dies erfolgt aber nur aus modellierungstechnischen Gründen. Denn auf diese Weise ist es einerseits möglich, für Koordinierungsprobleme den Koordinierungsbeginn mit dem Nullpunkt der ganzzahligen Zeitskala zu identifizieren. Dies trägt oftmals zu einer kompakten und transparenten Problemformulierung bei. Andererseits können dennoch Koordinierungseinflüsse berücksichtigt werden, die sich vor dem Beginn des Koordinierungszeitraums manifestiert haben.

15) Bei den Konstanten "se", "mi", "st", "ta", "mo" und "ja" aus dem Argument des Operators handelt es sich um konstante Sekunden-, Minuten-, Stunden-, Tages-, Monats- bzw. Jahresangaben. Für diese Konstanten werden zusätzliche Integritätsbedingungen vereinbart:  $0 \leq se \leq 59$ ,  $0 \leq mi \leq 59$ ,  $0 \leq st \leq 23$ ,  $1 \leq ta \leq 30$ ,  $1 \leq mo \leq 12$  und  $0 \leq ja \leq 99$ . Die letztgenannte Integritätsbedingung für konstante Jahresangaben drückt die Prämisse aus, als Jahresangaben nur zweistellige Werte zuzulassen. Ein Jahrhundertwechsel bleibt daher außer Acht. Diese Prämisse könnte aber auch aufgehoben worden, ohne besondere Modellierungsschwierigkeiten zu bereiten. Sie wird hier lediglich aus formal-ästhetischen Symmetrieerwägungen eingeführt. Die drittletzte Integritätsbedingung für konstante Tagesangaben stellt dagegen eine erhebliche Modellierungsvereinfachung dar. Sie erlaubt es, alle Monate in derselben Weise aus je 30 Tagen zusammensetzen. Vgl. dazu die später vorgelegte Konstruktion der Systemuhr, insbesondere die Transition "tagesinkrement". Andernfalls müßte auf wesentlich kompliziertere Konstruktionen zurückgegriffen werden, die für die Verknüpfung von Jahres-, Monats- und Tagesangaben, die Kombinationsvorschriften eines "ewigen Kalenders" - z.B. auf der Basis des Gregorianischen oder Julianischen Kalenders - berücksichtigen. Vgl. zu solchen Kombinationsvorschriften z.B. ZEMANEK (1981), S. 113ff. i.V.m. S. 139ff.; GROTEFEND (1982), S. 1ff. u. 130ff. Die o.a. Integritätsbedingungen entsprechen den Restriktionsformeln, die im Rahmen des Signaturkonzepts für SIG-Spezifikationen eingeführt wurden. Sie werden in der später konstruierten Systemuhr durch Restriktionen berücksichtigt, mit deren Hilfe die Schaltvoraussetzungen von Inkrementtransitionen spezifiziert werden.

16) Vgl. OBERWEIS (1987a), S. 11; OBERWEIS (1987c), S. 11.

17) Vgl. OBERWEIS (1987a), S. 6ff. u. 11; OBERWEIS (1987c), S. 11.

18) Ähnliche Netzkonstrukte für die Modellierung von Systemuhren finden sich vor allem bei OBERWEIS (1987a), S. 7ff. Allerdings erreichen sie nicht die Vollständigkeit des hier vorgestellten Systemuhrnetzes. Eine überaus detail-

reiche Netzmodellierung von Systemuhren hat dagegen LIND (1988), S. 1ff., insbesondere S. 11ff. u. A(nhang) 1ff., vorgelegt. Zugleich bietet die Autorin eine umfassend ausgearbeitete Implementierung der Systemuhren an, die auf der Programmiersprache PROLOG beruht; vgl. LIND (1988), S. 1, 6f., 13ff. und - insbesondere - Anhang C.

Vgl. zu weiteren, aber weniger detailliert ausgearbeiteten Ansätzen für die Modellierung von Uhren durch Netze RICHTER, G. (1985c), S. 50ff.; OBERWEIS (1987c), S. 10f.; LU, M. (1987), S. 106f., insbesondere Fig. 1 auf S. 107; IGEL (1989a), S. 189 (rudimentär); OBERWEIS (1990a), S. 20, 22 u. 107ff. (mit einer ausführlichen theoretischen Fundierung von Uhrkonstrukten und "uhrbezogenen Zeitstrukturen" auf S. 39ff.).

Unter der Modellierung einer Systemuhr wird hier nur die Konstruktion eines separaten (Teil-)Netzes verstanden, dessen Schaltprozesse die Funktion einer zentralen Systemuhr erfüllen. Ein vollkommen anderes Vorgehen für die Modellierung einer zentralen Systemuhr findet sich bei STARKE (1988a), S. 221f. (vgl. auch die vorbereitenden Hinweise auf S. 218f.; dort wird allerdings noch der Eindruck lokaler Uhren erweckt). Er "modelliert" eine Uhr, indem er ihre Funktion auf die Anwendung einer speziellen Schaltstrategie - der maximalen Schaltschritt-Strategie - zurückführt. Dadurch wird die Uhr aber allenfalls auf implizite Weise repräsentiert. Ein solches implizites Vorgehen wird hier nicht weiter betrachtet. Es läuft der früher aufgestellten Forderung zuwider, wesentliche Modellierungsaspekte nach Möglichkeit explizit darzustellen.

Vgl. zu einer weiteren Netzkonstruktion, die sich als implizite Modellierung von Systemuhren auffassen läßt, ANDRE (1988), S. 131ff. Der Bezug auf Uhren wird dort nur schemenhaft deutlich. Am klarsten tritt er noch auf S. 139 als Zählen der Geschehnisse eines Ereignisses "h" hervor. ANDRE thematisiert zwar vorrangig lokale Uhren. Doch können seine Ausführungen durch Beschränkung auf genau eine "lokale" Uhr auch im Sinne einer zentralen Systemuhr ausgelegt werden. Dies deutet ANDRE selbst an, indem er auf S. 140 eine global gültige "gemeinsame Bezugsbasis" (common reference) einführt. Sie erfüllt die Funktion einer virtuellen zentralen Systemuhr.

19) Bezugspunkte sind die Quellen, die in der voranstehenden Anmerkung für ähnliche oder andersartige Uhrkonstruktionen angeführt werden. Die Konstruktion der hier vorgelegten Systemuhr ließe sich über die bereits erhaltenen Vollzeitdetails hinaus noch weiter anreichern. Dies wird aber hier unterlassen. Statt dessen fließen solche Konstruktionsausweitungen in die später behandelte Fallstudie ein. Dort wird zwar nur eine einfache Systemuhr verwendet, die auf die Anzeige einer Ganzzahlzeit beschränkt bleibt. Doch wird die Uhrkonstruktion um zwei wesentliche Aspekte erweitert. Erstens wird die Funktionsweise der Systemuhr auf einen beidseitig begrenzten Koordinierungszeitraum eingeschränkt. Dadurch wird sichergestellt, daß sich im Netzmodell eines Produktionssystems nur solche zeitverbrauchenden (Produktions-)Prozesse repräsentieren lassen, deren Ausführungen die vorgegebenen zeitlichen Schranken für die Erfüllung einer Koordinierungsaufgabe einhalten. Zweitens sorgt eine Integritätsbedingung dafür, daß selbstwidersprüchliche Festlegungen für den Beginn und das Ende des Koordinierungszeitraums von vornherein zurückgewiesen werden.

20) Die Transition "zeitinkrement" entspricht der Transition "Pulsgenerator" bei LIND (1988), S. 4.

21) Alle anderen Transitionen des Netzmodells, die weder zur Systemuhr gehören noch über Informationskanten auf die Systemzeitstelle zugreifen, können dagegen weiterhin aktiviert sein und infolgedessen auch schalten. Dabei handelt es sich um Transitionen, deren Schaltakte keinen Beitrag zur Repräsentation zeitbezogener Einflußgrößen leisten.

22) Dieser Sachverhalt läßt sich auch so ausdrücken: Jede Transition des Netzmodells, die über eine Informationskante auf die Systemzeitstelle zugreift und nicht zum Teilnetz der Systemuhr gehört, ist bezüglich der Transition "zeitinkrement" aus dem Teilnetz der Systemuhr unter jeder Markierung konfliktionär aktiviert, unter der eine Kopie der Zeitmarke auf der Systemzeitstelle  $s_z$  liegt. Daher gilt für jede solche Netzmarkierung: Entweder kann nur die aktivierte Transition "zeitinkrement" schalten, um im Teilnetz der Systemuhr das Voranschreiten der Systemzeit anzustoßen. Oder es kann mindestens eine von denjenigen aktivierten Transitionen schalten, die im übrigen Netzmodell über eine Informationskante auf die Systemzeitstelle zugreifen.

23) Der Fluß der Markenkopie wird in der hier vorgelegten Systemuhr nur der permissiven Schaltregel unterworfen. Denn alle Eingangskanten von Transitionen, die zum Netz der Systemuhr gehören, stellen gewöhnliche Konzessionskanten dar. Ebenso wäre es aber auch möglich, die Eingangskanten aller Transitionen - abgesehen von der Transition "zeitinkrement" - als Obligatkanten auszugestalten. Dann würde das Fortschalten der Zeitmarkenkopie im Netz der Systemuhr erzwungen, sobald die Transition "zeitinkrement" geschaltet hat. Nur diese Transition selbst darf nicht als eine obligatorische Transition festgelegt werden. Andernfalls ließe sich nicht ausschließen, daß die Systemuhr laufend mit neuen Zeitinkrementen fortgeschaltet werden muß, ohne daß im zugehörigen Netzmodell - außerhalb des Teilnetzes der Systemuhr - irgendein Schaltprozeß erfolgen würde. Dann entartete die Systemuhr zu einem "Selbstläufer", der seine Funktion, die Repräsentation zeitbezogener Einflußgrößen im umgebenden Netzmodell zu unterstützen, nicht mehr erfüllt.

24) Die Restriktionsformeln in den Schaltvoraussetzungen und -wirkungen der Inkrementtransitionen ergeben sich aus den Integritätsbedingungen, die an früherer Stelle angeführt wurden.

25) Dies entspricht Ansätzen von CHARRON-BOST (1990), S. 176ff. Auch dort werden globale Systemzeiten durch Uhren erfaßt, deren Funktionsweise auf rein kausaler Basis erklärt ist. Es wird dann auch von "logischen Uhren" gesprochen; vgl. CHARRON-BOST (1990), S. 176f.

26) Dies bestätigt die einleitende Feststellung, daß sich Zeitnetze einerseits und kausal basierte Prozeßkoordinierungen keineswegs gegenseitig ausschließen müssen.

27) Die fehlenden Transitionsanschriften lassen sich aber leicht aus dem Netz der Abb. 148 rekonstruieren. Denn in beiden Netzen werden einander entsprechende Transitionen und Stellen durch dieselben Bezeichnungen  $t_n$  bzw.  $s_m$  miteinander identifiziert.

28) Daher lassen sich die beiden Feinnetze als gleichwertige Verfeinerungen des einen Grobnetzes auffassen. Ihre Gleichwertigkeit ist derart definiert, daß beide Feinnetze durch das Schalten ihrer Mikrotransitionen zu denselben Markierungsveränderungen der Systemzeitstelle führen.

Allerdings ist darauf hinzuweisen, daß es sich hier um eine Netzverfeinerung handelt, die mit der früher erläuterten hierarchisch-modularen Verfeinerung nicht übereinstimmt. Dort wurden Makrotransition samt ihren inzidenten Stellen durch Netzmodule ersetzt, die stellenberandete Subnetze darstellten. Dabei besaßen die Netzmodule per constructionem einen nicht-leeren Netzrand. Dagegen fallen hier die NetZRänder der beiden Feinnetze für die Repräsentation einer Systemuhr jeweils leer aus. Denn die Feinnetze enthalten keinen einzigen Knoten, der entweder einen leeren Vor- oder aber einen leeren Nachbereich aufweist. Folglich kommen diese Feinnetze auch nicht als stellenberandete Subnetze in Betracht, um die Makrotransition "zeitschritt" im Grobnetz der Systemuhr zu verfeinern.

Dennoch stellen die beiden Feinnetze alternative systematische Verfeinerungen des Grobnetzes für die Systemuhr dar. Sie befolgen lediglich eine *andere* Verfeinerungssystematik als die zuvor angesprochene. Statt dessen lassen sie sich in das oberflächenbezogene Verfeinerungskonzept einordnen, das bereits in einer früheren Anmerkung erwähnt wurde. Es wird dann eine erweiterte Perspektive eingenommen, aus der die Einbettung des Systemuhrnetzes in ein umfassenderes Gesamtnetz betrachtet wird. Die Konstruktion von Zeitnetzen erfolgt in dieser Arbeit so, daß die umfassenden Zeitnetze mit ihrem Teilnetz für die zentrale Systemuhr ausschließlich über die eine Systemzeitstelle zusammenhängen. Daher besitzen sowohl das Grobnetz als auch die beiden Feinnetze jeweils dieselbe Oberfläche: Es handelt sich um die einelementige Knotenmenge, die nur die Systemzeitstelle umfaßt. Vgl. dazu die Definition von (Teilnetz-)Netzoberflächen bei DITTRICH, G. (1989b), S. 6, und FEHLING (1990a), S. 4 (dort als Netzrand bezeichnet). Aufgrund dieser Oberflächenübereinstimmung kann jedes der beiden Feinnetze als eine Verfeinerung des Grobnetzes für die Systemuhr behandelt werden. An ihrer gemeinsamen Netzoberfläche - der Systemzeitstelle - verhalten sich die zwei Feinnetze und das eine Grobnetz gleich. In ihren Netzzinnern sind sie drei Netze hingegen jeweils unterschiedlich ausgestaltet.

Die beiden voranstehend angesprochenen Verfeinerungsvarianten unterscheiden sich nicht grundsätzlich. Vielmehr setzen sie lediglich verschiedene Schwerpunkte. Die zweite Verfeinerungsvariante knüpft an die Definition von Netzoberflächen an. Im Fokus der Netzverfeinerung steht die Betrachtung von groben und von feinen Teilnetzen, die jeweils an ihren Netzoberflächen übereinstimmen. Deshalb wird diese Vorgehensweise hier als eine teilnetzbezogene Netzverfeinerung bezeichnet. Die erste Variante beruht dagegen auf der Definition von Netzrändern, die mit Netzoberflächen im allgemeinen nicht übereinstimmen. Im Brennpunkt des Verfeinerungsinteresses steht eine einzelne Makrotransition. Sie wird zusammen mit ihren inzidenten Stellen durch ein stellenberandetes Subnetz ersetzt. Daher wird von einer transitionsbezogenen - oder allgemeiner: einer knotenbezogenen - Netzverfeinerung gesprochen. Insgesamt betrachtet geschieht aber auch dort die Substitution eines groben Teilnetzes, das die Makrotransition mit ihren benachbarten Stellen umfaßt, durch ein verfeinertes Teilnetz.

## 6.6 Erwägung stochastischer Netzdeterminanten

Netze lassen grundsätzlich stochastische Modellierungen zu. In jüngerer Zeit hat sich sogar eine eigenständige Klasse Stochastischer Netze<sup>1)</sup> herausgebildet, die speziell auf die Gestaltung und Auswertung stochastischer Modelle zugeschnitten ist. Dennoch unterbleibt hier die Erweiterung des Kernkonzepts Synthetischer Netze um stochastische Netzdeterminanten weitgehend. Lediglich eine periphere Berücksichtigung stochastischer Einflüsse wird zugelassen. Sie entspricht aber nicht der Modellierungsweise von Stochastischen Netzen.

Die weitgehende Außerachtlassung von stochastischen Modellierungen mag auf den ersten Blick befremden. Dies gilt insbesondere für die hier vorausgesetzte Prozeßkoordinierung Flexibler Fertigungssysteme. Denn die Nutzung Flexibler Fertigungssysteme läßt sich im allgemeinen erst dann wirtschaftlich rechtfertigen, wenn häufig wechselnde Produktionsaufgaben erfüllt werden müssen. Da sich stark schwankende Produktionsaufgaben im allgemeinen nicht exakt vorhersehen lassen, liegt es nahe, auf stochastische Modelle für die Planung zukünftig auszuführender Produktionsprozesse zurückzugreifen. Dies unterstreicht die Fülle stochastischer Produktionsplanungskonzepte, die für Flexible Fertigungssysteme in der einschlägigen Literatur diskutiert werden<sup>2)</sup>.

Doch klafft zumeist eine bedenkliche konzeptionelle Lücke zwischen der Einsicht, für Flexible Fertigungssysteme zukünftige Produktionsprozesse kaum in deterministischer Weise vorherplanen zu können, und der Anwendung stochastischer Planungsmodelle. Denn zumeist werden die erforderlichen Wahrscheinlichkeitsverteilungen oder stochastischen Dichtefunktionen als "gegeben" vorausgesetzt. Die erheblichen Schwierigkeiten, solche Verteilungen bzw. Funktionen konkret zu ermitteln, bleiben in der Regel unbeachtet. Die Frage ihrer empirischen Validität findet noch seltener Berücksichtigung. Darüber hinaus wird ein tieferliegendes konzeptionelles Problem in der Regel überhaupt nicht gewürdigt: Es ist zweifelhaft, ob die vorausschauende Planung zukünftig auszuführender Produktionsprozesse den Einsatzbedingungen Flexibler Fertigungssysteme - häufig wechselnden und oftmals nicht vorhersehbaren Veränderungen der Produktionssituation - überhaupt angemessen ist. Statt dessen läßt sich durchaus die Ansicht vertreten, daß die vorgenannten Produktionsbedingungen jede Form der vorausschauenden Prozeßplanung, einschließlich ihrer stochastischen Variante, ad absurdum führten. Vielmehr komme es auf die Fähigkeit an, Koordinierungsentscheidungen so zu treffen, daß sie möglichst große Spielräume für spätere Anpassungen an unvorhergesehene Veränderungen der Produktionssituation offenlassen. Ebenso müsse das Koordinierungskonzept alle technisch vorhandenen Anpassungsmaßnahmen des zugrundeliegenden Produktionssystems ausnutzen zu können. Der Verf. verzichtet darauf, diesen Argumentationsstrang hier zu vertiefen<sup>3)</sup>. Seine knappe Skizzierung reicht hier aus, um zu verdeutlichen, daß stochastische Modellierungen keineswegs die adäquate Antwort auf die Koordinierungsproblematik Flexibler Fertigungssysteme darstellen müssen. Insbesondere werden sie den zwei zuletzt erwähnten Anforderungen, möglichst große Spielräume offenzulassen und vorhandene Anpassungsoptionen möglichst umfassend zu repräsentieren, kaum gerecht<sup>4)</sup>.

Aus den vorgenannten Gründen mißt der Verf. stochastischen Koordinierungsmodellen für Flexible Fertigungssysteme keine besondere Bedeutung zu. Schon deshalb kann auf die Erweiterung Synthetischer Netze um stochastische Netzdeterminanten verzichtet werden. Dennoch wird im folgenden von den grundsätzlichen Bedenken gegenüber stochastischen Modellierungen abgesehen. Statt dessen wird aufgezeigt, daß stochastische Netzerweiterungen selbst dann noch unter gravierenden Mängeln leiden, wenn - entgegen der hier vertretenen Ansicht - ein Bedarf für stochastische Koordinierungsmodelle vorliegen sollte. Diese Mängel bilden ein weiteres, besonders schwerwiegendes Argument gegen die stochastische Bereicherung des Kernkonzepts Synthetischer Netze.

Die These, Stochastische Netze würden durch schwerwiegende Modellierungsdefizite disqualifiziert, bedarf allerdings einer präzisierenden Fallunterscheidung. Denn das Petrinetz-Konzept läßt zwei grundsätzlich verschiedene Varianten stochastischer Netzmodelle zu<sup>5)</sup>, von denen nur eine problematisch ist. Daher wird unterschieden zwischen:

- der stochastischen Markierungsstruktur und
- der stochastischen Ablaufstruktur eines Netzmodells.

Ein Netzmodell besitzt eine stochastische Markierungsstruktur, wenn seine Ausgangsmarkierung  $M_0$  durch eine mehrelementige Menge potentieller Ausgangsmarkierungen ersetzt und jedem Element aus dieser Ausgangsmarkierungsmenge eine Eintrittswahrscheinlichkeit<sup>6)</sup> zugeordnet wird<sup>7)</sup>. Ein Netz mit stochastischer Markierungsstruktur kann ohne größere Schwierigkeiten ausgewertet werden. Für diesen Zweck eignet sich zumindest die stochastische Simulationsanalyse. Sie wurde bereits an früherer Stelle als Auswertungstechnik für Netzmodelle behandelt. Sie liefert eine Häufigkeitsverteilung für die Ausprägungen der jeweils untersuchten Modelleigenschaften, die von der zugrundegelegten Ausgangsmarkierungsmenge und ihrer Wahrscheinlichkeitsverteilung abhängt. Gegenüber der stochastischen Simulation von Netzmodellen hegt der Verf. keine Vorbehalte, die über die eingangs vorgetragenen Grundsatzbedenken hinausreichen. Solche Simulationen erfordern aber - abgesehen von der geringfügigen Substitution ihrer Ausgangsmarkierung - keine wesentliche Erweiterung des Kernkonzepts Synthetischer Netze. Daher wird auf Netzmodelle mit stochastischer Markierungsstruktur im folgenden nicht mehr eingegangen.

Netzmodelle mit stochastischer Ablaufstruktur knüpfen an der charakteristischen Indeterminiertheit der Schaltregel von Netzen an. Sie wurde bereits im Kontext von Stelle/Transition-Netzen erläutert. Die Indeterminiertheit beruht auf Schaltkonflikten<sup>8)</sup>. Dabei kommen sowohl Knappheitskonflikte als auch Abundanzkonflikte in Betracht<sup>9)</sup>. Im Erreichbarkeitsgraphen eines Netzmodells äußern sich Schaltkonflikte und Indeterminiertheit auf dieselbe Weise: Sie liegen genau dann vor, wenn von mindestens einem Markierungsknoten mehrere Schaltkanten ausgehen<sup>10)</sup>. In diesem Fall besteht der Konflikt, genau einen derjenigen aktivierten Schaltschritte auszuwählen, die jeweils einer von den alternativen Schaltkanten zugeordnet sind<sup>11)</sup>. Die konfliktauflösende Auswahlinformation selbst ist im Netzmodell nicht enthalten. Daher besitzt jedes Netzmodell ein indeterministisches Schaltverhalten, wenn ein Erreichbarkeitsgraph mindestens einen ausgangsverzweigten Markierungsknoten aufweist. In diesem Fall wird auch von einer indeterministischen Ablaufstruktur gesprochen, weil das "Ablaufen" von Schaltprozessen im Netzmodell nicht vollständig determiniert ist<sup>12)</sup>.

Ein Netzmodell mit stochastischer Ablaufstruktur geht aus einem Netzmodell mit indeterministischer Ablaufstruktur dadurch hervor, daß alle Schaltkonflikte durch die Überlagerung einer Verteilung<sup>13)</sup> von Schaltwahrscheinlichkeiten für Schaltschritte<sup>14)</sup> aufgelöst werden<sup>15)</sup>. Diese stochastische Konfliktauflösung stellt einerseits das charakteristische Merkmal der eingangs erwähnten Klasse Stochastischer Netze dar<sup>16)</sup>. Zugleich wurzeln in ihr die gravierenden Modellierungsdefizite von Netzmodellen mit stochastischen Ablaufstrukturen. Andererseits ist es aber nicht notwendig, die indeterministische Ablaufstruktur eines Netzmodells durch die Einführung von Schaltwahrscheinlichkeiten in eine stochastische Ablaufstruktur zu transformieren. Statt dessen bereitet es keine Schwierigkeiten, Netzmodelle mit indeterministischen, aber nicht-stochastischen Ablaufstrukturen zu behandeln. Zu dieser Modellart gehört z.B. das später vorgestellte Netzmodell für ein einfaches Flexibles Fertigungssystem.

Die verbleibenden Ausführungen dieses Kapitels widmen sich ausschließlich den Schwierigkeiten von Stochastischen Netzen. Sie beruhen auf Netzen mit indeterministischer Ablaufstruktur und deterministischer Markierungsstruktur. Hinzu kommen die Schaltwahrscheinlichkeiten, die zur Erzeugung einer stochastischen Ablaufstruktur erforderlich sind<sup>17)</sup>. Die Einführung von Schaltwahrscheinlichkeiten für Schaltschritte ruft im wesentlichen<sup>18)</sup> zwei Unzulänglichkeiten hervor:

- einen Konfliktdefekt und
- einen Nebenläufigkeitsdefekt.

Unter dem Konfliktdefekt Stochastischer Netze wird die Unmöglichkeit verstanden, in einem Netzmodell Auswahlkonflikte so zu erfassen, daß die Auswirkungen *alternativer* Auswahloptionen durch die Auswertung des Netzmodells *separat* ermittelt werden können<sup>19)</sup>. Zwar beruhen Stochastische Netze wegen ihrer indeterministischen Ablaufstruktur zunächst auf der Existenz von Schaltkonflikten. Doch werden die aktivierten Schaltschritte, deren Ausführungen sich gegenseitig ausschließen, *von vornherein* durch Schaltwahrscheinlichkeiten überlagert. Daher ist es im Netzmodell nicht mehr möglich zu simulieren, wie sich die Auswahl von jeweils genau einem der alternativen Schaltschritte auf das Netzverhalten - und somit mittelbar auf gegebenenfalls vorgegebene Formalziele eines Entscheidungsträgers - auswirken würde. Daher bleibt es im Falle eines Schaltkonflikts zwischen alternativen Schaltschritten ausgeschlossen, die Verhaltens- oder Formalzielwirkung für *jede* Auswahloption *getrennt* zu ermitteln. Statt dessen wird nur eine statistisch *aggregierte* Verhaltens- oder Formalzielwirkung für *alle* Auswahloptionen zusammen bestimmt. Dabei handelt es sich in der Regel um den Erwartungswert desjenigen Netzverhaltens oder derjenigen Formalzielerfüllung, der sich aufgrund der fest vorgegebenen Verteilung von Schaltwahrscheinlichkeiten ergibt<sup>20)</sup>.

Falls ein Netzmodell lediglich mit der Absicht eingesetzt wird, statistische Aggregatgrößen zu ermitteln, reicht der konzeptionelle Ansatz Stochastischer Netze aus. Dies trifft z.B. in Situationen zu, in denen über alternative Ausgestaltungen (Layouts) eines Produktionssystems entschieden werden soll<sup>21)</sup>. Jede Gestaltungsalternative kann durch ein eigenes Stochastisches Netz modelliert werden, um die erwartete Formalzielerfüllung des jeweils zugrundeliegenden Systemlayouts zu bestimmen. Dabei beruhen die layoutspezifischen Netzmodelle auf gleichartigen Annahmen für diejenigen Produktionsprozesse, die von allen Layoutalternativen abgedeckt werden sollen<sup>22)</sup>. Die Auswirkungen *einzelner* Prozeßausführungen interessieren dabei nicht näher. Vielmehr soll nur ermittelt werden, wie sich die alternativen Gestaltungsoptionen auf die *insgesamt* auszuführenden Produktionsprozesse auswirken. Statistische Aggregatgrößen spielen ebenso die dominierende Rolle, wenn das stationäre Verhalten eines Produktionssystems für unendlich oft wiederholte zyklische Produktionsprozesse untersucht wird<sup>23)</sup>. In diesem Fall läßt sich z.B. die durchschnittliche Zyklusdauer ermitteln.

Die voranstehend skizzierte Perspektive statistischer Aggregatgrößen liegt der hier vorgelegten Ausarbeitung jedoch nicht zugrunde. Statt dessen wird die Koordinierung einzelner Prozeßausführungen in komplexen Produktionssystemen betrachtet. Dabei fällt immer die Aufgabe an, innerhalb desselben Produktionssystems zwischen verschiedenen Koordinierungsalternativen zu entscheiden<sup>24)</sup>. Um diese Aufgabe zu erfüllen, muß es möglich sein, den einzelnen Koordinierungsalternativen ihre spezifischen Auswirkungen separat zuzurechnen. Jede Koordinierungsalternative wird durch die Option ausgedrückt, einen aktivierten Schaltschritt auszuführen<sup>25)</sup>. Der Konfliktdefekt von Stochastischen Netzen verhindert es aber zu ermitteln, wie sich die Auswahl und das Ausführen eines Schaltschritts, der aus einer Menge von aktivierten Schaltschritten stammt, auf das zukünftige Verhalten eines Netzmodells auswirken würden. Ebenso wenig gestattet er, die verhaltensabhängige Erfüllung der Formalziele eines Entscheidungsträgers festzustellen. Daher sind Stochastische Netze grundsätzlich nicht in der Lage, einzelnen Koordinierungsalternativen ihre spezifischen Verhaltens- und Formalzielauswirkungen separat zuzuordnen. Schon aus diesem Grunde scheiden sie für die hier behandelte Thematik der Prozeßkoordinierung aus.

Darüber hinaus wirkt sich der Konfliktdefekt Stochastischer Netze aber noch weiter aus. Denn die Konzepte, die in Stochastischen Netzen zur Ermittlung statistischer Aggregatgrößen benutzt werden, gelten keineswegs für beliebige Netze. Vielmehr unterliegen sie zwei wesentlichen Einschränkungen.

Erstens lassen sich die Ermittlungskonzepte nur auf solche Netzmodelle problemlos anwenden, in denen keine Knappheitskonflikte auftreten. Stochastische Netze gehören daher meistens zur Klasse der Synchronisationsnetze<sup>26)</sup>. Wegen des Ausschlusses aller Knappheitskonflikte kann die stochastische Ablaufstruktur eines Netzmodells nur auf Abundanzkonflikten beruhen. Dafür kommen zwei Ursachen in Betracht<sup>27)</sup>. Entweder sind mehrere Transitionen nebenläufig aktiviert. In diesem Fall können mindestens zwei verschiedene Schaltschritte gebildet werden, die jeweils mindestens eine aktivierte Transition umfassen. Aus diesen Schaltschritten muß genau einer zwecks Ausführung ausgewählt werden. Oder dieselbe Transition wird mit mehreren Schaltfarben aktiviert. Dann lassen sich mehrere Schaltschritte festlegen. Jeder von ihnen ist ein Paar aus der Transition und einer ihrer Schaltfarben. Von den beiden vorgenannten Ursachen für Abundanzkonflikte decken Stochastische Netze in der Regel nur den ersten Fall ab. Da Knappheitskonflikte ohnehin nicht berücksichtigt werden, besitzen Stochastische Netze nur eine äußerst dürftige Fähigkeit, Schaltkonflikte zu erfassen. Dies betrifft noch nicht einmal die zuvor thematisierte Möglichkeit, die Auswirkungen alternativer Auswahloptionen zu ermitteln. Vielmehr erstreckt sich hier die magere Konflikterfassungsmöglichkeit auf den vorgelagerten Aspekt, diejenigen Schaltkonflikte zu modellieren, die erst alternative Auswahloptionen für das Schaltverhalten eines Netzmodells konstituieren.

Die zweite wesentliche Einschränkung Stochastischer Netze betrifft den Umfang der Schaltschritte, deren Schaltkonflikte erfaßt werden: Stochastische Netze lassen nur die Auswahl unärer Schaltschritte zu. Sie umfassen jeweils genau eine aktivierte Transition. Diese Einschränkung folgt aus der Eigentümlichkeit Stochastischer Netze, Schaltwahrscheinlichkeiten für die Auflösung von Schaltkonflikten nicht auf Schaltschritte, sondern auf einzelne Transitionen zu beziehen<sup>28)</sup>. Daher gelten diese Wahrscheinlichkeiten nur für Schaltschritte, die aus genau einer Transition bestehen<sup>29)</sup>.

Zwar könnte daran gedacht werden, die Begrenzung unärer Schaltschritte nachträglich aufzuheben. Dafür kommen im wesentlichen<sup>30)</sup> zwei Möglichkeiten in Betracht:

- Entweder wird die Schaltwahrscheinlichkeit eines mehrelementigen Schaltschritts aus den Schaltwahrscheinlichkeiten aller schaltschrittzugehörigen Transitionen abgeleitet. Dies bereitet aber nur dann keine Schwierigkeiten, wenn die Schaltakte der betroffenen Transitionen stochastisch unabhängig sind<sup>31)</sup>. Diese Prämisse ist in einem Netzmodell wegen des zugrundeliegenden Kausalzusammenhangs seines Schaltverhaltens im allgemeinen nicht erfüllt. Für die Schaltwahrscheinlichkeit eines Schaltschritts, der aus mehreren Transitionen mit stochastisch abhängigen Schaltakten besteht, ist bisher noch kein Ermittlungskonzept unterbreitet worden.
- Oder es werden von vornherein die Schaltwahrscheinlichkeiten für alle potentiellen Schaltschritte und alle möglichen Markierungen eines Netzmodells spezifiziert<sup>32)</sup>. Ein potentieller Schaltschritt ist jede nicht-leere Teilmenge der Transitionenmenge des Netzmodells<sup>33)</sup>. Die Anzahl dieser Teilmengen ist eine exponentiell beschränkte Funktion der Transitionenanzahl des Netzmodells. Die Anzahl potentieller Netzmarkierungen kann noch weit größer ausfallen als die exponentiell beschränkte Anzahl der Teilmengen, die aus der Stellenmenge des Netzmodells gebildet werden können<sup>34)</sup>. Wegen der "kombinatorischen Explosion" solcher funktionalen Zusammenhänge scheidet es für die praktische Bewältigung von Netzmodellen für reale Koordinierungsmodelle zumeist aus, Schaltwahrscheinlichkeiten für alle potentiellen Kombinationen aus Schaltschritten und Netzmarkierungen anzugeben<sup>35)</sup>. Die Komplexität dieser Kombinationsvielfalt wird im allgemeinen nicht mehr beherrscht<sup>36)</sup>.

Also besteht keine begründete Aussicht, die Einschränkung Stochastischer Netze auf Schaltkonflikte zwischen unären Schaltschritten zu überwinden. Solange ein Stochastisches Netz auf unäre Schaltschritte limitiert bleibt, ist es aber unmöglich, in ihm einen Schaltschritt aus mehreren nebenläufig aktivierten Transitionen auszuführen. Dies ist der eingangs erwähnte Nebenläufigkeitsdefekt<sup>37)</sup>.

Der Nebenläufigkeitsdefekt wiegt für Netzmodelle besonders schwer. Denn die Fähigkeit zur Modellierung nebenläufiger Prozesse stellt eine herausragende Qualität des Petrinetz-Konzepts dar. Da diese Modellierungsfähigkeit in Stochastischen Netzen verloren geht, können dort nur noch konventionelle sequentielle Schaltprozesse ausgeführt werden.

Die voranstehenden Erläuterungen decken eine erhebliche Einbuße der Ausdruckskraft von Stochastischen Netzen auf: Aufgrund ihres Konfliktdefekts sind sie nicht imstande, Knappheitskonflikte zu modellieren. Ebenso wenig decken sie jene Abundanzkonflikte ab, die auf unterschiedlichen Schaltfarben für die Aktivierung derselben Transition beruhen. Wegen ihres Nebenläufigkeitsdefekts scheiden Stochastische Netze für das Studium nebenläufiger Schaltprozesse aus. Sowohl die umfassende Repräsentation von Konflikten als auch die Erfassung nebenläufiger Prozesse spielen aber für die Modellierung produktionswirtschaftlicher Koordinierungsprobleme eine erhebliche Rolle. Daher erweisen sich Stochastische Netze für die Behandlung der hier thematisierten Prozeßkoordinierungen als grundsätzlich ungeeignet. Infolgedessen werden fortan Netzmodelle mit stochastischen Ablaufstrukturen nicht weiter beachtet.



### Anmerkungen zum Kapitel:

1) Vgl. zu Stochastischen Netzen HAAS (1985), S. 14ff.; HAAS (1987), S. 24ff.; LU,M. (1987), S. 105ff.; vgl. auch am Rande RAZOUK (1985c), S. 7 (u. 11f.).

2) Vgl. FANDEL (1991a), S. 179ff., und FANDEL (1991b), S. 247ff. Er bietet einen Überblick über produktionstheoretische Ansätze, die sich mit stochastischen Produktionsfunktionen befassen.

3) Er hat ihn bei der Entfaltung des Bezugsrahmens dieser Ausarbeitung ausführlicher behandelt.

4) Zukünftige Anpassungsspielräume werden vorzeitig und unnötig geschlossen, weil stochastische Produktionsplanungsmodelle zumeist angewendet werden, um "optimale" Produktionspläne zu ermitteln. Die Rationalität von Optimalplanungen verlangt dann, die Ausführung der Planungsergebnisse verbindlich vorzuschreiben. Vgl. dazu die frühere Kritik an Optimalplanungen. Die mangelhafte Berücksichtigung technisch vorhandener Anpassungsmaßnahmen folgt aus den rigiden Modellierungsprämissen stochastischer Modelle. Damit sie sich mathematisch handhaben lassen, müssen zahlreiche Determinanten realer Koordinierungsprobleme ausgeblendet werden. Dazu gehören auch so fundamentale Sachverhalte wie die Möglichkeit, Aktionen zeitgleich (nebenläufig) auszuführen, oder wie die Option, zwischen alternativen Anpassungsmaßnahmen echte Auswahlentscheidungen zu treffen. Auf die beiden letzten Aspekte wird in diesem Kapitel - aus der Perspektive Stochastischer Netze - noch zurückgekommen.

5) Es handelt sich um keine erschöpfende, sondern nur um eine verdeutlichende Gegenüberstellung von zwei Modellvarianten. Denn mindestens eine weitere Variante für die Gestaltung stochastischer Netzmodelle wurde bereits in einer früheren Anmerkung erwähnt. Sie betraf die Modellierung von Prozessen mit stochastisch variablen Ausführungsdauern. Diese dritte Modellvariante wird von den beiden anschließend thematisierten Ansätzen einer stochastischen Markierungs- oder Ablaufstruktur nicht abgedeckt. Allerdings liegt der stochastischen Ablaufstruktur eines Netzes oftmals eine Konstruktion zugrunde, die stochastisch variablen Prozeßausführungsdauern ähnelt. Es handelt sich um stochastische Schaltdauern von Transitionen. Sie können benutzt werden, um aus konfliktionär aktivierten Transitionen diejenige mit der kürzesten Schaltdauer auszuwählen. In diesem Fall sind stochastische Schaltdauern mit einer stochastischen Ablaufstruktur verknüpft.

Stochastische Schaltdauern können aber auch für Netze verwendet werden, die überhaupt keine konfliktionär aktivierten Transitionen enthalten. Ein derart konfliktfreies Netz besitzt qua Voraussetzung keine stochastische Ablaufstruktur. Es umfaßt nur noch die Permissivitätskonflikte, ob eine aktivierte Transition im betrachteten Zeitpunkt tatsächlich geschaltet werden soll oder nicht. In diesem Fall können stochastische Schaltdauern dazu dienen festzulegen, wann eine solche aktivierte Transition tatsächlich geschaltet wird. Auf diese Weise lassen sich auch noch alle Permissivitätskonflikte auflösen. Es resultiert ein Netz mit deterministischer Ablaufstruktur, aber stochastischen Schaltzeitpunkten. Diese Variante Stochastischer Netze nähert sich wiederum den oben erwähnten Prozessen mit stochastisch variablen Ausführungsdauern. Sie wird weder von stochastischen Markierungs- noch von stochastischen Ablaufstrukturen erfaßt.

6) Die Gesamtheit dieser Eintrittswahrscheinlichkeiten bildet eine Wahrscheinlichkeitsverteilung, falls die Ausgangsmarkierungsmenge aus diskret definierten Elementen besteht. Dies wird im folgenden als Standardfall vorausgesetzt. Die Ausgangsmarkierung kann aber auch kontinuierlich definiert sein, sofern ein Höheres Netz - wie z.B. ein Synthetisches Netz - vorliegt. Denn die zulässigen Attributausprägungen von Marken lassen sich im reellzahligen Bereich definieren. Dann ist eine kontinuierliche Dichtefunktion erforderlich, um die Auftretenswahrscheinlichkeiten der einzelnen - unendlich vielen - Attributausprägungen festzulegen.

7) Falls den alternativen Ausgangsmarkierungen keine Verteilung ihrer Eintrittswahrscheinlichkeiten überlagert wird, läßt sich das betroffene Netzmodell immer noch als ein parametrisches, aber nicht-stochastisches Simulationsmodell verwenden.

8) Daher kann auch allgemein von einem Konflikt-Indeterminismus gesprochen werden.

9) Neben Knappheits- und Abundanzkonflikten könnte auch an eine dritte Konfliktart gedacht werden. Sie erstreckt sich auf eine Transition, die mehrere alternative Schaltvorschriften besitzt. Diese Schaltvorschriften besitzen zwar dieselbe Schaltvoraussetzung, aber unterschiedliche Schaltwirkungen. Dann besteht ein Konflikt zwischen alternativen Schaltwirkungen, falls die Transition aktiviert ist. Der Auswahl zwischen den alternativen Schaltwirkungen läßt sich eine Wahrscheinlichkeitsverteilung überlagern. Dann weist die betroffene Transition eine stochastische Schaltwirkung auf.

Schaltwirkungskonflikte werden hier jedoch nicht als Konfliktart sui generis aufgefaßt. Denn die betrachtete Transition läßt sich als eine Makrotransition behandeln. Die Makrotransition ist aus so vielen Mikrotransitionen aufgebaut, wie die Makrotransition alternative Schaltwirkungen besitzt. Die Mikrotransitionen stimmen hinsichtlich ihrer Schaltvoraussetzungen überein. Sie unterscheiden sich jedoch durch ihre Schaltwirkungen, die jeweils einer der Schaltwirkungen der Makrotransition entsprechen. Unter diesen Voraussetzungen sind die Mikrotransitionen konfliktionär aktiviert, falls die Makrotransition einfach aktiviert ist, d.h. wenn die aktivierte Makrotransition keinem

Abundanzkonflikt unterliegt. Dann wird der Schaltwirkungskonflikt der Makrotransition auf die Knappheitskonflikte ihrer Mikrotransitionen zurückgeführt. Andernfalls - wenn die Makrotransition durch einen Abundanzkonflikt multipel aktiviert ist - wird ihr Schaltwirkungskonflikt durch einen Abundanzkonflikt der Mikrotransitionen erklärt. In beiden Fällen ist es also möglich, den Schaltwirkungskonflikt der Makrotransition auf Knappheits- oder Abundanzkonflikte von Mikrotransitionen zu reduzieren. Daher stellen Schaltwirkungskonflikte keine Konfliktart *sui generis* dar. Folglich werden auch die daraus abgeleiteten stochastischen Schaltwirkungen nicht weiter betrachtet.

10) Es wird dann auch von ausgangsverzweigten (Markierungs-)Knoten des Erreichbarkeitsgraphen gesprochen.

11) Es liegt also eine Markierung des zugrundeliegenden Netzes vor, unter der mindestens zwei Schaltschritte aktiviert sind. Welche der mehreren möglichen, sich gegenseitig ausschließenden Veränderungen der Netzmarkierung realisiert wird, hängt davon ab, welcher der aktivierten Schaltschritte ausgewählt und ausgeführt wird.

Die betroffenen Schaltschritte schließen sich gegenseitig aus, weil unter jeder Netzmarkierung nur höchstens ein Schaltschritt tatsächlich ausgeführt werden kann. Dieser gegenseitige Ausschluß bezieht sich aber nur auf die *Ausführung* der Schaltschritte. Er bedeutet keineswegs, daß die betroffenen Schaltschritte auch konfliktionär *aktiviert* sein müssen. Statt dessen kann es sich auch um nebenläufig aktivierte Schaltschritte handeln. In diesem Fall lassen sich zwar nicht beide Schaltschritte zusammen unter derselben Netzmarkierung ausführen. Aber sie können in beliebiger Reihenfolge nacheinander ausgeführt werden. Dies folgt aus dem Konzept der nebenläufigen Aktivierung von Transitionen und der daraus abgeleiteten nebenläufigen Aktivierung von Schaltschritten. Ebenso ergibt sich daraus, daß im Fall zweier nebenläufig aktivierter Schaltschritte mindestens ein dritter Schaltschritt existieren muß, der die beiden nebenläufig aktivierten Schaltschritte als Teilmengen umfaßt. Dieser dritte Schaltschritt ist unter derselben Markierung aktiviert wie die beiden nebenläufig aktivierten Schaltschritte und kann als *ein* Schaltschritt ausgeführt werden.

12) Falls in einem Erreichbarkeitsgraphen dagegen keine ausgangsverzweigten Markierungsknoten existieren, heißt seine Ablaufstruktur deterministisch. Wenn das zugrundeliegende Netzmodell darüber hinaus auch eine deterministische Markierungsstruktur besitzt, weist sein Erreichbarkeitsgraph nur genau einen Ursprungsknoten auf. Unter diesen doppelt deterministischen Voraussetzungen liegt notwendig ein linearer Graph vor. Daher ist der Erreichbarkeitsgraph für ein Netz mit deterministischer Markierungs- und Ablaufstruktur eine lineare Degenerierung der allgemein netzartigen Erreichbarkeitsgraphen. Den Regelfall stellen jedoch Netze mit indeterministischer Ablaufstruktur (und deterministischer Markierungsstruktur) dar. Er wird fortan unterstellt, sofern keine ausdrücklich abweichenden Festlegungen erfolgen.

13) Strenggenommen werden Wahrscheinlichkeitsverteilungen nur dann angewendet, wenn die Mengen von Schaltschritten, die jeweils unter derselben Netzmarkierung aktiviert sind, diskrete Mengen darstellen. Dies ist für Synthetische Netze per constructionem immer der Fall. Die Diskretheit der Schaltschrittmengen wird auch von Stochastischen Netzen erfüllt. Allerdings werden in Stochastischen Netzen darüber hinaus oftmals auch andere stochastische Einflüsse erfaßt, die durch kontinuierliche Dichtefunktionen beschrieben werden. Dazu gehören insbesondere stochastische Schaltdauern von Transitionen. In dieser Arbeit werden jedoch weder diese Schaltdauern noch andere Konstrukte verwandt, die kontinuierlichen Dichtefunktionen unterliegen. Daher reicht es im allgemeinen aus, nur auf Wahrscheinlichkeitsverteilungen Bezug zu nehmen. Dort, wo Dichtefunktionen eine besondere Rolle spielen können, wird explizit darauf hingewiesen. Vgl. dazu die nachfolgenden Anmerkungen (*passim*).

14) In Kürze wird dargelegt werden, daß in Stochastischen Netzen zumeist nur unäre Schaltschritte Berücksichtigung finden. Diese Schaltschritte entsprechen isolierten Transitionen. Daher werden in der Regel nur Schaltwahrscheinlichkeiten für einzelne Transitionen verwendet. Diese Schaltwahrscheinlichkeiten einzelner Transitionen stellen ereignisbezogene Eintrittswahrscheinlichkeiten für die Schaltakte der Transitionen dar. Mit dem Schaltakt einer Transition ist der Übergang von der aktuellen Referenz- zu einer Folgemarkierung verknüpft. Deshalb wird die Schaltwahrscheinlichkeit einer Transition des öfteren auch als Übergangswahrscheinlichkeit zwischen zwei Netzmarkierungen dargestellt, die unmittelbar aufeinander folgen. Da sich Netzmarkierungen als Repräsentationen von Systemzuständen auffassen lassen, kann diese Übergangswahrscheinlichkeit ebenso als Eintrittswahrscheinlichkeit für einen Zustandsübergang behandelt werden. Dies entspricht vor allem der Einordnung Stochastischer Netze in den Kontext von MARKOV-Systemen. Schließlich wird die Eintrittswahrscheinlichkeit für den Schaltakt einer Transition - und somit auch für den hierdurch bewirkten Markierungs- oder Zustandsübergang - in der Regel durch eine Dichtefunktion beschrieben. Sie hängt von derjenigen Zeitdauer ab, die seit dem Aktivierungsbeginn der betroffenen Transition verstrichen ist. Die Dichtefunktion läßt sich deshalb als eine formale Beschreibung für die stochastische Schaltdauer der Transition auffassen. Ebenso kann von einer stochastischen Aktivierungsdauer der Transition geredet werden. In Stochastischen Netzen nimmt die Dichtefunktion für die Schaltdauer (Aktivierungsdauer) einer Transition zumeist die Gestalt einer Exponentialfunktion an. Es wird daher auch von stochastischen Transitionen mit exponentiell verteilten Schaltdauern - oder kurz: von "exponentiellen Transitionen" - gesprochen. Vgl. zu den voranstehenden Variationen z.B. LU,M. (1987), S. 106 ("exponentiell transition"), 108 (Eintrittswahrscheinlichkeiten für Markierungs- und Zustandsübergänge, MARKOV-System) u. 109 (zeitdauerabhän-

gige und exponentiellverteilte Dichtefunktionen für die Markierungs- und Zustandsübergänge, die von den Schaltkanten einzelner Transitionen bewirkt werden).

Für die hier vorgetragenen Ausführungen, die sich mit den *grundsätzlichen* Schwierigkeiten Stochastischer Netze befassen, spielt es oftmals keine Rolle, welche von den zuvor skizzierten Darstellungsformen tatsächlich zugrundeliegt. Daher werden die Darstellungsformen im allgemeinen nicht weiter unterschieden. Es wird auf Schaltwahrscheinlichkeiten für Schaltschritte Bezug genommen. In speziellen Argumentationskontexten können aber Abweichungen von diesen schaltschrittbezogenen Eintrittswahrscheinlichkeiten Bedeutung erlangen. Dies ist z.B. dann der Fall, wenn eine Verengung auf unäre Schaltschritte (Transitionen) erfolgt oder exponentiellverteilte Schaltdauern vorausgesetzt werden. Darauf wird dann im Einzelfall ausdrücklich hingewiesen.

Allerdings könnte der Einwand erhoben werden, die generelle Bezugnahme auf Schaltschritte widerspreche dem Postulat einer "natürlichen" Modellierung, dem zufolge die Schaltwahrscheinlichkeiten den Transitionen als atomaren Netzkomponenten zugeordnet werden müßten. Daher wäre es unbefriedigend, die Schaltwahrscheinlichkeiten mit Schaltschritte zu verknüpfen. Dabei handele es sich um "artifizielle" Konstrukte, die nur in einem Derivat von Netzmodellen - ihren Erreichbarkeitsgraphen - als Beschriftungen von Schaltkanten unmittelbar definiert seien. Dieser Einwand verwechselt jedoch die graphische Visualisierung eines Netzmodells, die nur die statische Netzstruktur widerspiegelt, mit dem zugrundeliegenden Netzmodell. Denn die graphische Netzvisualisierung bildet das Netzmodell lediglich in einem ausgewählten Zustand - z.B. unter der Ausgangsmarkierung - ab. Die gesamte dynamische Struktur des Netzmodells wird dagegen erst durch den Erreichbarkeitsgraphen erfaßt. Daher bildet der Erreichbarkeitsgraph stets einen Bestandteil jedes Netzmodells. Infolgedessen stellt die Zuordnung von Schaltwahrscheinlichkeiten zu Schaltschritten durchaus eine "natürliche" Modellierungsweise dar. Sie nimmt auf atomare Komponenten aus der dynamischen Netzstruktur - die Schaltkanten eines Erreichbarkeitsgraphen - Bezug.

Es reicht nicht aus, eine gemeinsame Verteilung der Schaltwahrscheinlichkeiten für alle Schaltschritte zu definieren, die in einem Netz erfaßt werden können. Denn unter jeder Netzmarkierung ist jeweils nur eine Teilmenge dieser potentiellen Schaltschritte aktiviert. Die Summe der Schaltwahrscheinlichkeiten aller Schaltschritte, die unter derselben Markierung aktiviert sind, muß aber "Eins" betragen. Daher müssen markierungsspezifische Verteilungen festgelegt werden, die allen Schaltschritten, die unter derselben Netzmarkierung aktiviert sind, jeweils eine markierungsabhängige Schaltwahrscheinlichkeit zuordnen. Solche markierungsspezifischen Wahrscheinlichkeitsverteilungen für die Schaltwahrscheinlichkeiten von Schaltschritten werden fortan vorausgesetzt.

Die Schaltwahrscheinlichkeit eines Schaltschritts wird hier nur auf diejenige Netzmarkierung bezogen, unter welcher der Schaltschritt aktiviert ist. Eine weiterreichende Definition von Schaltwahrscheinlichkeiten findet sich dagegen bei AJMONE MARSAN (1985a), S. 81ff. Dort hängt die Schaltwahrscheinlichkeit eines Schaltschritts auch von demjenigen Schaltprozeß ab, der zu der Netzmarkierung geführt hat, bezüglich derer ein Schaltschritt aktiviert ist. (Allerdings werden dort nur Schaltwahrscheinlichkeiten für unäre Schaltschritte berücksichtigt.) Diese Bezugnahme von Schaltwahrscheinlichkeiten auf vorangehende Schaltprozesse bedeutet die Einbeziehung eines "Schaltgedächtnisses". Sie besitzt für die Behandlung von Stochastischen Netzen eine erhebliche Bedeutung. Denn Stochastische Netze können nur so lange zur Klasse der stochastischen Systeme vom MARKOV-Typ (kurz: MARKOV-Systeme) gehören, wie ihre Schaltwahrscheinlichkeiten von früheren Schaltprozessen unabhängig sind. In der Regel handelt es sich dann um stochastische Systeme, deren Verhalten in der Anschauungsform "Zeit" eine MARKOV-Kette darstellt. Vgl. zur Einordnung Stochastischer Netze in die Klasse stochastischer MARKOV-Systeme (MARKOV-Ketten) z.B. HAAS (1985), S. 15ff.; HAAS (1987), S. 24; LU,M. (1987), S. 108.

Für solche stochastischen MARKOV-Systeme steht eine umfangreich entwickeltes und übersichtliches Repertoire von Auswertungstechniken zur Verfügung. Vgl. zur Definition und Auswertung von stochastischen MARKOV-Systemen ELMAGHRABY (1977), S. 338ff.; NEUMANN,K. (1990), S. 56ff.; DOMSCHKE (1990), S. 180ff.

Sobald jedoch die Schaltwahrscheinlichkeiten von denjenigen Schaltprozessen abhängen können, die zur Aktivierung eines Schaltschritts geführt haben, wird der Bereich der stochastischen MARKOV-Systeme verlassen. Dann bereitet die Auswertung der stochastischen Netzmodelle wesentlich größere Schwierigkeiten. Daher liegt auch den meisten Stochastischen Netzen die Prämisse zugrunde, daß ihre Schaltwahrscheinlichkeiten unabhängig von den jeweils ausgeführten Schaltprozessen gelten.

15) Dabei wird unterstellt, daß die Auflösung der Schaltkonflikte zwischen konkurrierenden aktivierten Schaltschritten zugleich auch den Permissivitätskonflikt beseitigt. Er besteht für den jeweils ausgewählten aktivierten Schaltschritt in der Entscheidung, ob der Schaltschritt auch tatsächlich ausgeführt werden soll. Dieser Permissivitätskonflikt wird dadurch aufgelöst, daß jeder ausgewählte Schaltschritt zugleich auch ausgeführt wird. Daher besitzen die hier betrachteten Schaltwahrscheinlichkeiten den Charakter von kombinierten Auswahl- und Ausführungswahrscheinlichkeiten. Dies ist auch für Stochastische Netze der Regelfall. Allerdings wird dort nicht explizit zwischen Auswahl- und Ausführungswahrscheinlichkeiten von Schaltschritten differenziert. Statt dessen wird implizit unterstellt, daß jeder ausgewählte Schaltschritt auch tatsächlich ausgeführt wird. Bei der Verwendung von kombinierten Auswahl- und Ausführungswahrscheinlichkeiten bedarf jedoch die Unterlassungsalternative einer besonderen Behandlung. Sie besteht darin, im jeweils betrachteten Zeitpunkt überhaupt keinen Schaltschritt auszuwählen und auszuführen, obwohl mindestens ein Schaltschritt in diesem Zeitpunkt aktiviert ist. Nur mit der Hilfe dieser Unterlassungsalternative läßt sich bewußtes Abwarten in Stochastischen Netzen mit kombinierten Auswahl- und Ausführungswahrscheinlichkeiten erfassen.

Die Voraussetzung kombinierter Auswahl- und Ausführungswahrscheinlichkeiten ist jedoch keineswegs denknotwendig. Vielmehr läßt sich ebenso vorstellen, zunächst durch eine Wahrscheinlichkeitsverteilung mit Auswahlcharakter den nächsten auszuführenden Schaltschritt zu bestimmen. Sie besitzt notwendig diskreten Charakter, da die Menge aller konfliktionär ausführbaren Schaltschritte immer diskreter Natur ist. Danach kann eine zweite Wahrscheinlichkeitsverteilung angewendet werden, die nunmehr Ausführungscharakter besitzt. Sie legt fest, mit welcher Wahrscheinlichkeit der eine ausgewählte Schaltschritt zu verschiedenen zukünftigen Zeitpunkten tatsächlich geschaltet wird. Dies schließt auch das Abwarten bis zum Eintreten der zukünftigen Zeitpunkte ein. Falls eine kontinuierliche Zeitskala zugrundeliegt, nimmt die Gesamtheit der Ausführungswahrscheinlichkeiten die formale Gestalt einer Dichtefunktion für die Schaltdauer des ausgewählten Schaltschritts an. Solche Dichtefunktionen wurden bereits in der voranstehenden Anmerkung erwähnt. Allerdings müssen hinsichtlich ihrer Anwendung in Stochastischen Netzen zwei Besonderheiten berücksichtigt werden. Erstens werden die Dichtefunktionen nicht auf die Schaltdauern von Schaltschritten, sondern auf die Schaltdauern von einzelnen Transitionen angewendet. Zweitens dienen die Dichtefunktionen nicht dazu, um den Ausführungszeitpunkt einer Transition zu bestimmen, *nachdem* ihr Schalten durch eine Wahrscheinlichkeitsverteilung mit Auswahlcharakter bereits festgelegt worden ist. Statt dessen wird umgekehrt vorgegangen: Zunächst wird mit Hilfe der Dichtefunktionen für die stochastischen Schaltdauern der aktivierten Transitionen derjenige Zeitpunkt ermittelt, in dem sich die nächste Transition schalten läßt. Diese Transition wird dann als tatsächlich zu schaltende Transition ausgewählt. Diese inverse Vorgehensweise verknüpft von vornherein bei der Anwendung von Dichtefunktionen beide Aspekte: Sowohl der stochastische Ausführungszeitpunkt als auch die stochastische Auswahl einer zu schaltenden Transition werden festgelegt.

16) Dabei müssen allerdings zwei Vorbehalte gewürdigt werden, die bereits in den beiden voranstehenden Anmerkungen dargelegt wurden: Erstens finden in Stochastischen Netzen zumeist nur unäre Schaltschritte Berücksichtigung. Daher beziehen sich die Schaltwahrscheinlichkeiten in der Regel nur auf die Schaltakte von isolierten Transitionen. Zweitens werden diese Schaltwahrscheinlichkeiten des öfteren nicht als ereignisbezogene Eintrittswahrscheinlichkeiten für die Schaltakte einzelner Transitionen, sondern als zeitdauerbezogene Dichtefunktionen für die stochastischen Schaltdauern der Transitionen formuliert.

Unter den beiden vorgenannten Voraussetzungen werden Schaltkonflikte zwischen einzelnen konfliktionär aktivierten Transitionen dadurch aufgelöst, daß für alle betroffenen Transitionen der nächste potentielle Schaltzeitpunkt ermittelt wird. Zu diesem Zweck wird ein Zufallszahlengenerator benutzt, der den nächsten potentiellen Schaltzeitpunkt jeder Transition nach Maßgabe der Dichtefunktion für ihre stochastische Schaltdauer bestimmt. Diejenige Transition mit dem frühesten nächsten potentiellen Schaltzeitpunkt wird tatsächlich geschaltet. Falls mehrere Transitionen zufällig denselben frühesten potentiellen Schaltzeitpunkt erhalten haben, wird genau eine von ihnen zum tatsächlichen Schalten ausgewählt. Alle anderen von den konfliktionär aktivierten Transitionen werden deaktiviert. Ihre zuvor ermittelten potentiellen Schaltzeitpunkte verfallen. Auf diese Weise lassen sich stochastische Schaltdauern für einzelne Transitionen benutzen, um Schaltkonflikte zwischen konfliktionär aktivierten Transitionen - oder von konfliktionär aktivierten unären Schaltschritten - aufzulösen. Die Dichtefunktionen für die stochastischen Schaltdauern der Transitionen legen dabei mittelbar fest, welchen Wahrscheinlichkeitsverteilungen die ereignishaften Schaltakte der Transitionen unterliegen. Diese Besonderheit wird im folgenden nicht mehr explizit herausgestellt, wenn von Wahrscheinlichkeitsverteilungen für die Auflösung von Schaltkonflikten gesprochen wird. Statt dessen wird implizit unterstellt, daß die thematisierten Wahrscheinlichkeitsverteilungen sowohl direkt angegeben als auch indirekt bestimmt sein können. Im indirekten Fall sind sie mit der Hilfe von Dichtefunktionen für stochastische Aktivierungs- oder Schaltdauern von Transitionen festgelegt. Auf solche Dichtefunktionen wird aber nochmals unter dem Aspekt der POISSON-Prozesse zurückgekommen.

17) Ein Netzmodell mit stochastischer Ablaufstruktur und deterministischer Markierungsstruktur wird als ablaufstochastisches Netzmodell bezeichnet. Es wird fortan auch kurz als stochastisches Netzmodell angesprochen, sofern aus dem Kontext der Bezug auf seine Ablaufstruktur ersichtlich ist.

18) Darüber hinaus leiden Stochastische Netze unter weiteren Mängeln. Sie sind jedoch für Stochastische Netze in dem Sinne unwesentlich, daß die Netzdefinitionen zur Überwindung dieser Defizite nicht grundsätzlich verändert werden brauchen. Statt dessen handelt es sich bei den unwesentlichen Mängeln um Besonderheiten der Netzdefinitionen, die lediglich benötigt werden, um die Auswertung Stochastischer Netze zu vereinfachen.

Dazu gehört vor allem die oftmals verwendete Prämisse, daß die Schaltprozesse eines Netzes aus stochastischer Sicht zur Klasse der POISSON-Prozesse gehören. Ein POISSON-Prozeß zeichnet sich einerseits dadurch aus, daß er eine Abfolge von diskreten Ereignisgeschehnissen darstellt, die eine POISSON-Verteilung erfüllen. Andererseits unterliegen die kontinuierlichen Zeitabstände zwischen den Ereignisgeschehnissen einer exponentiellen Wahrscheinlichkeitsverteilung. Denn POISSON-artige stochastische Prozesse sind stets mit exponentiellverteilten Zwischenereigniszeiten verknüpft; vgl. DOMSCHKE (1990), S. 180 (Satz 9.1). Im Schaltprozeß eines Netzes stellen die Schaltakte von Transitionen die diskreten Ereignisgeschehnisse dar. Die zeitlichen Abstände zwischen zwei unmittelbar *nacheinander* erfolgenden Schaltakten befolgen daher in einem POISSON-Schaltprozeß eine Exponentialverteilung. Gleiches gilt für die Abstände zwischen den Zeitpunkten, in denen die beiden Schaltakte jeweils eine neue Netzmarkierung hervorbringen. In einem Stochastischen Netz, das mit Dichtefunktionen für die Schaltdauern seiner Transitionen arbeitet, werden diese Zeitpunkte, in denen aufeinander folgende Schaltakte von Transitionen

geschehen, durch die Dichtefunktionen festgelegt. Daher müssen auch diese Dichtefunktionen bei einem POISSON-Schaltprozeß eine Exponentialverteilung erfüllen. Vgl. zur Exponentialverteilung der Schaltakte von Transitionen aus Stochastischen Netzen LU,M. (1987), S. 106.

Die Einschränkung der Schaltprozesse von Stochastischen Netzen auf POISSON-Prozesse findet sich bei den zahlreichen stochastischen Warteschlangenmodellen wieder: Dort wird unterstellt, daß die Ankunftsprozesse von Kunden, die auf Bedienung warten, durch POISSON-Prozesse approximiert werden können. Entsprechend sind die Zwischenankunftszeiten (Zwischenereigniszeiten) exponentiellverteilt. Vgl. zu diesen beiden üblichen Voraussetzungen für Warteschlangenmodelle z.B. DOMSCHKE (1990), S. 182. Vgl. darüber hinaus zur Präzisierung von POISSON- und Exponentialverteilungen, die von den Ereignisgeschehnissen in POISSON-Prozessen bzw. den zugehörigen Zwischenereigniszeiten eingehalten werden, DOMSCHKE (1990), S. 178ff.

Die vorgenannten Warteschlangenmodelle gehören zu jenen stochastischen MARKOV-Systemen, als die sich stochastische Netzmodelle oftmals interpretieren lassen. Daher treffen alle Vorbehalte gegenüber exponentiellverteilten Zwischenereigniszeiten für stochastische Warteschlangenmodelle ebenso auf Stochastische Netze zu, deren Schaltprozesse aus der Klasse der POISSON-Prozesse stammen müssen. Die mangelnde Realitätsadäquanz von exponentiellverteilten Zwischenereigniszeiten und daraus folgenden stochastischen POISSON-Prozessen wurde für Warteschlangenmodelle, mit deren Hilfe die Koordinierung von Produktionsprozessen in Flexiblen Fertigungssystemen oder bei Werkstattfertigung modelliert werden soll, schon mehrfach herausgestellt. Vgl. dazu WIENDAHL (1984), S. 621 (auf der Basis einer umfangreichen empirischen Untersuchung, die auf S. 620ff. abgehandelt wird); MISSBAUER (1987), S. 57f.; HINTZ (1987), S. 63. Daher sehen sich auch alle Stochastischen Netze mit POISSON-artigen Schaltprozessen der Kritik unzureichender Realitätsadäquanz ausgesetzt.

19) Die voranstehend festgelegte Art der Konflikterfassung wird fortan auch kurz als Fähigkeit zur Modellierung *echter* Auswahlkonflikte bezeichnet. Durch das Attribut "echt" wird auf den nachstehend erläuterten Sachverhalt verwiesen, daß Stochastische Netze zwar in der Lage sind, Auswahlkonflikte zu modellieren. Diese Modellierungsweise überlagert aber die Auswahloptionen durch Wahrscheinlichkeitsverteilungen derart, daß am Ende keine - im intuitiven Sinne - "echten" Konflikte mehr vorliegen.

20) Vgl. z.B. HAAS (1987), S. 30; LU,M. (1987), S. 105.

Darüber hinaus kann auch die Varianz von Verhaltens- oder Formalzielwirkungen angegeben wird. Ebenso kommen andere statistische Deskriptoren in Betracht. Sie finden aber im Kontext Stochastischer Netze keine nennenswerte Beachtung.

21) Dies entspricht der Einschätzung von HINTZ (1987), S. 64, daß stochastische Warteschlangenmodelle für die "Konfigurierung" Flexibler Fertigungssysteme durchaus geeignet seien. Denn solche Warteschlangenmodelle korrespondieren mit Stochastischen Netzen. Vgl. ebenso zur Beschränkung von stochastischen Warteschlangenmodellen auf die Modellierung alternativer Layouts für ein Produktionssystem DUBOIS,D. (1983), S. 78; HINTZ (1987), S. 63.

22) Die Annahmen schlagen sich u.a. in den Verteilungen der Schaltwahrscheinlichkeiten für aktivierte Schaltschritte nieder.

23) Diese Fragestellung konstituiert das Hauptanwendungsgebiet Stochastischer Netze. Vgl. zur Netzanalyse des stationären Verhaltens von unendlich oft wiederholten zyklischen Prozessen HAAS (1985), S. 14ff.; HAAS (1987), S. 24 u. 28ff., insbesondere S. 30.

24) Hierin liegt der wesentliche Unterschied zwischen Entscheidungen über Koordinierungsalternativen einerseits und Entscheidungen über Systemlayouts andererseits begründet. Denn bei Entscheidungen über Systemlayouts wird jede Layoutalternative durch ein layoutspezifisches Stochastisches Netz modelliert. Daher wirkt sich dort der Konfliktdefekt Stochastischer Netze nicht aus. Denn der Konfliktdefekt bezieht sich immer nur auf die Modellierung von Auswahlkonflikten innerhalb *desselben* Netzmodells. Bei Entscheidungen über Systemlayouts werden die Auswahloptionen aber durch *alternative* Netzmodelle repräsentiert. Folglich bleibt der netzinterne Konfliktdefekt irrelevant. Entscheidungen über Koordinierungsalternativen erstrecken sich dagegen jeweils auf das *eine* Netzmodell desselben Produktionssystems. Daher wirkt sich darin der Konfliktdefekt Stochastischer Netze aus, sobald es gilt, die Auswirkungen alternativer Koordinierungsentscheidungen zu ermitteln.

25) Dies folgt aus der früheren entscheidungstheoretischen Problemkonzeptualisierung und ihrer Einbindung in die Erreichbarkeitsgraphen von Netzen.

26) Synchronisationsnetze wurden bereits vorgestellt. Es handelt sich um Netze mit einer besonders einfachen topologischen Struktur: Ihre Stellen besitzen jeweils höchstens eine Ein- und höchstens eine Ausgangskante. Die Einschränkung auf Synchronisationsnetze ist allerdings keine notwendige, sondern nur eine hinreichende Bedingung für die Nichtexistenz von Knappheitskonflikten. Denn auch andere Netze können so gestaltet sein, daß in ihnen unter keiner erreichbaren Markierung mehrere aktivierte Transitionen um knappe Markenkopien auf mindestens einer gemeinsamen Eingangsstelle oder um knappe freie Markenkapazität auf mindestens einer gemeinsamen Ausgangsstelle konkurrieren. Diese notwendige Bedingung für die Abwesenheit von Knappheitskonflikten läßt sich aber nicht

durch einfache Anforderungen an die topologische Netzstruktur ausdrücken. Daher herrscht die Praxis vor, Stochastische Netze von vornherein auf die einfach definierten Synchronisationsnetze zu beschränken.

27) Die beiden Ursachen schließen sich nicht gegenseitig aus, sondern können auch miteinander kombiniert werden.

28) Die Begrenzung der Schaltwahrscheinlichkeiten auf einzelne Transitionen wird im Kontext Stochastischer Netze kaum ausdrücklich erwähnt. Allenfalls wird sie in Ausnahmefällen indirekt als Unterbleiben nebenläufiger Schaltakte erwähnt. Die Begrenzung auf einzelne Transitionen ist aber offensichtlich, wenn Stochastische Netze nicht auf Wahrscheinlichkeitsverteilungen für die Schaltakte von Schaltschritten, sondern auf Dichtefunktionen für die Schaltdauern von Transitionen beruhen. Denn diese Dichtefunktionen sind stets für einzelne Transitionen definiert. Die Einengung Stochastischer Netze auf unäre Schaltschritte findet sich ebenso in den Warteschlangenmodellen vom MARKOV-Typ wieder, die bereits mehrfach erwähnt wurden. Dort werden die POISSON- und Exponentialverteilungen für die Ankunftsereignisse von Kunden bzw. für die zugehörigen Zwischenankunftszeiten auf der Basis einer charakteristischen Zeitspanne " $\Delta t$ " ermittelt. (Gleiches gilt für die Ereignisse, in denen die Bedienung eines Kunden aus der Warteschlange abgeschlossen worden ist.) Diese Zeitspanne wird so klein gewählt, daß in ihr *höchstens ein* Kunde im modellierten Warteschlangensystem eintrifft (bedient worden ist). Das gleichzeitige Eintreffen (Bedienen) mehrerer Kunden wird dagegen grundsätzlich nicht betrachtet. Denn darauf läßt sich das statistische Instrumentarium der POISSON- und Exponentialverteilungen nicht mehr anwenden. Die Prämisse, in den charakteristischen Zeitspannen dürfe jeweils nur höchstens ein Kunde im Warteschlangenmodell ankommen (bedient worden sein), findet sich z.B. besonders deutlich bei DOMSCHKE (1990), S. 182f.

Über die Begrenzung durch unäre Schaltschritte hinaus leiden Stochastische Netze oftmals unter einer weiteren Restriktion. Denn die Wahrscheinlichkeitsverteilungen für das Schalten der jeweils nächsten Transition werden in der Regel nicht auf diejenige Markierung bezogen, unter der die jeweils betrachtete Transition aktiviert ist. Vielmehr gelten die Wahrscheinlichkeitsverteilungen vom POISSON-Typ zumeist in markierungsunabhängiger Weise. Dadurch entfällt die Möglichkeit, für das Schalten derselben Transition unter verschiedenen Netzmarkierungen unterschiedliche Schaltwahrscheinlichkeiten vorzusehen. Die Schaltwahrscheinlichkeiten für Schaltschritte sind dagegen markierungsabhängig festgelegt. Dies trifft auch auf unäre Schaltschritte zu. Daher besteht häufig nicht nur eine Diskrepanz zwischen den unären Schaltschritten eines Stochastischen Netzes und den potentiell mehrelementigen Schaltschritten anderer Netze. Vielmehr gesellt sich das zusätzliche Auseinanderfallen von markierungsunabhängigen Schaltwahrscheinlichkeiten in Stochastischen Netzen einerseits und markierungsabhängigen Schaltwahrscheinlichkeiten von Schaltschritten andererseits hinzu. Dieser Fall liegt auch den oben vorgetragenen Ausführungen zugrunde.

Allerdings werden Stochastische Netze mitunter auch so definiert, daß der Markierungsbezug von Schaltwahrscheinlichkeiten für das Schalten einzelner Transitionen zugelassen wird; vgl. DUGAN (1985a), S. 7; HAAS (1985), S. 15; HAAS (1987), S. 26; LU, M. (1987), S. 106. Vgl. darüber hinaus auch den Sonderfall eines "Schaltgedächtnisses", der bereits in einer früheren Anmerkung erwähnt wurde. Die Prozeßabhängigkeit der dort verwendeten Schaltwahrscheinlichkeiten bedeutet u.a., daß diese Wahrscheinlichkeiten auch von denjenigen Markierungen abhängen, die von den Schaltprozessen hervorgebracht werden und unter denen die jeweils betrachteten Transitionen aktiviert sind. In allen vorgenannten Fällen beruhen die markierungsspezifischen Schaltwahrscheinlichkeiten einzelner Transitionen aber nicht mehr auf der Prämisse POISSON-artiger Schaltprozesse. Darüber hinaus werden sie zumeist auch nur als theoretische Definitionsoptionen für Stochastische Netze verwendet. In Stochastischen Netzen, die für Modellierungszwecke praktisch eingesetzt werden, herrscht dann doch wieder die Benutzung markierungsunabhängiger Schaltwahrscheinlichkeiten vor.

29) Aus diesem Grund wird in Stochastischen Netzen auch die oben angeführte zweite Ursache von Abundanzkonflikten im allgemeinen nicht erfaßt. Denn die ausschließliche Bezugnahme von Schaltwahrscheinlichkeiten auf Transitionen verhindert es, den unterschiedlichen Schaltfarben derselben Transition verschiedene Schaltwahrscheinlichkeiten zuzuordnen. Allenfalls kann für diese Schaltfarben eine implizite Gleichverteilung ihrer Schaltwahrscheinlichkeiten unterstellt werden. Darüber hinaus wäre dies nur eine rudimentäre Möglichkeit, Abundanzkonflikte der zweiten Art zu erfassen.

30) Auf eine dritte Möglichkeit wird in einer späteren Anmerkung hingewiesen. Sie unterscheidet sich von der zweiten nachfolgend erläuterten Option aber nur geringfügig.

31) Die Prämisse stochastischer Unabhängigkeit ist z.B. in der kombinierten Ordnungs- und Symmetrieannahme von HAAS (1987), S. 30, verborgen. Dort wird zunächst erlaubt, in einem Stochastischen Netz einen Schaltschritt mit mehreren nebenläufig aktivierten Transitionen auszuführen. Dabei wird aber erstens unterstellt, daß die Schaltwahrscheinlichkeit des mehrelementigen Schaltschritts genau so groß ist wie die Schaltwahrscheinlichkeit eines sequentiellen Schaltprozesses, in dem alle Transitionen aus dem Schaltschritt *einzel*n nacheinander geschaltet worden wären (Prämisse A.3). Durch diese artifizielle Sequentialisierung geht bereits der atomare Charakter der Ausführung eines Schaltschritts aus mehreren nebenläufig aktivierten Transitionen verloren. Darüber hinaus wird sogar die zusätzliche Symmetrieannahme aufgestellt, daß die Schaltwahrscheinlichkeit für jede beliebige Reihenfolge der nacheinander angeordneten Transitionenschaltakte *unverändert* bleibt (Prämisse A.5). Die Kombination aus Ordnungs- und Symmetrieannahme ist im allgemeinen aber nur erfüllt, wenn die Schaltwahrscheinlichkeiten aller invol-

vierten einzelnen Transitionen voneinander stochastisch unabhängig sind. Vgl. darüber hinaus HAAS (1987), S. 30ff., zu den artifiziellen Voraussetzungen, die in einem Stochastischen Netz erfüllt sein müssen, damit die Symmetrieannahme erfüllt ist.

32) Vgl. HAAS (1987), S. 26. Auch dort werden als Schaltschritte *alle* Transitionenteilmengen betrachtet. Allerdings beziehen sich diese Teilmengen nur auf die Menge jener Transitionen, die unter jeweils einer Netzmarkierung aktiviert sind (s.u.). Dabei werden alle - unter Umständen abzählbar unendlich vielen - Markierungen berücksichtigt, die für das zugrundeliegende Stochastische Netz möglich sind (S. 25).

Bei der Definition eines Netzmodells sind dessen *erreichbaren* Markierungen zunächst noch nicht bekannt. Daher liegt es nahe, hier auf alle (kombinatorisch) möglichen Netzmarkierungen Bezug zu nehmen. Für jede dieser möglichen Netzmarkierungen ist dann für jede Kombination aus potentiellen Schaltschritten eine Verteilung ihrer Schaltwahrscheinlichkeiten festlegen. Diese Wahrscheinlichkeitsverteilungen besitzen einen doppelt bedingten Charakter. Erstens beziehen sie sich nur auf die jeweils vorausgesetzte mögliche Netzmarkierung. Zweitens gelten sie nur für die jeweils betrachtete Kombination aus potentiellen Schaltschritten.

Die Anzahl der doppelt bedingten Wahrscheinlichkeitsverteilungen läßt sich in zweifacher Weise reduzieren, falls in der Netzdefinition Möglichkeiten der Netzauswertung vorweggenommen werden. Erstens ist es zulässig, die markierungsspezifischen Wahrscheinlichkeitsverteilungen nur auf solche Kombinationen aus potentiellen Schaltschritten zu beziehen, die unter der jeweils vorausgesetzten Netzmarkierung aktiviert sind. Dieser Ansatz findet sich bei HAAS (1987), S. 26 (jedoch weiterhin in bezug auf alle kombinatorisch möglichen Netzmarkierungen). Die Beschränkung auf aktivierte Schaltschritte setzt allerdings voraus, das Aktivierungsprädikat für Schaltschritte in die Netzdefinition einzubeziehen. Zweitens kann die Betrachtung aller kombinatorisch möglichen durch die Bezugnahme auf alle erreichbaren Netzmarkierungen eingeschränkt werden. In diesem Fall muß auch die Erreichbarkeitsmenge eines Netzes in dessen Definition aufgenommen werden. Wenn beide vorgenannten Reduktionsmöglichkeiten ausgeschöpft werden, lassen sich die Schaltwahrscheinlichkeiten für die Schaltschritte eines Netzmodells in seinem Erreichbarkeitsgraphen übersichtlich darstellen: Jedem Markierungsknoten des Erreichbarkeitsgraphen wird genau eine markierungsabhängige Wahrscheinlichkeitsverteilung zugeordnet. Die Wahrscheinlichkeitsverteilung eines Markierungsknotens spezifiziert für jede Schaltkante, die von diesem Markierungsknoten ausgeht, die Schaltwahrscheinlichkeit desjenigen Schaltschritts, mit dem die betroffene Schaltkante beschriftet ist. Falls ein Markierungsknoten genau eine Ausgangskante besitzt, weist diese Schaltkante die Schaltwahrscheinlichkeit "1,0" auf. Wenn ein Markierungsknoten überhaupt keine Ausgangskante besitzt, erhält er die leere Wahrscheinlichkeitsverteilung. Denn es handelt sich notwendig um eine tote Netzmarkierung, unter der überhaupt kein Schaltschritt aktiviert ist. Die leere Wahrscheinlichkeitsverteilung läßt sich z.B. als eine Funktion definieren, welche die leere Transitionenmenge "{}" auf die Schaltwahrscheinlichkeit "1,0" abbildet. Erreichbarkeitsgraphen, die der voranstehend skizzierten Darstellungsmöglichkeit von Wahrscheinlichkeitsverteilungen dienen, werden auch als stochastisch erweiterte Erreichbarkeitsgraphen bezeichnet. Mit der Hilfe von stochastisch erweiterten Erreichbarkeitsgraphen lassen sich interessante Beziehungen zu stochastischen MARKOV-Systemen und zur Netzplantechnik herstellen.

Einerseits können solche Erreichbarkeitsgraphen als graphische Repräsentationen der Übergangsmatrizen für Prozesse in MARKOV-Systemen interpretiert werden. Dazu wird auf die Erreichbarkeitsmatrizen zurückgegriffen, die an früherer Stelle für die äquivalente, aber nicht-graphische Repräsentation der Erreichbarkeitsgraphen von Stelle/Transition-Netzen eingeführt wurden. Jedes Matrixelement enthält nun allerdings nicht nur den Schaltschritt, der einen Übergang zwischen zwei benachbarten Netzmarkierungen bewirkt. Vielmehr umfaßt es jetzt auch die Schaltwahrscheinlichkeit des betroffenen Schaltschritts. Die resultierende Erreichbarkeitsmatrix entspricht den Übergangsmatrizen von MARKOV-Systemen. Daher lassen sich die Auswertungstechniken für MARKOV-Systeme ebenso auf die Erreichbarkeitsmatrizen von stochastischen Netzmodellen anwenden. Vgl. zu dieser MARKOV-Interpretation der Erreichbarkeitsgraphen von Stochastischen Netzen AIMONE MARSAN (1985a), S. 85f.

Andererseits können stochastisch erweiterte Erreichbarkeitsgraphen als monopartite Graphen aufgefaßt werden, deren eine Knotenart durch stochastische Knotenausgänge und disjunktiv-deterministische Knoteneingänge gekennzeichnet ist. Solche Graphen erfüllen die Definition von GERT-Netzplänen, sofern sie zum speziellen Typ der STEOR-Netzpläne gehören (GERT steht für: Graphical Evaluation and Review Technique; STEOR ist ein Akronym für: stochastic exclusive or mit "or" als englischsprachiger Bezeichnung des logischen "oder"). Auf solche Netzpläne wird später noch ausführlicher zurückgekommen. Hier interessiert zunächst nur, daß für die Auswertung von GERT/STEOR-Netzplänen leistungsfähige Auswertungsinstrumente zur Verfügung stehen. Die gleichen Instrumente können auf die Analyse von stochastisch erweiterten Erreichbarkeitsgraphen - und somit auch auf die zugrundeliegenden stochastischen Netzmodelle - angewendet werden. Der Gedanke, Auswertungsinstrumente für GERT-Netzpläne auf stochastische Netzmodelle anzuwenden, findet sich auch bei PAGNONI (1988a), S. 276. Allerdings wird dort die Anknüpfung an Erreichbarkeitsgraphen nicht expliziert. Darüber hinaus erfolgt keine Präzisierung des jeweils vorausgesetzten GERT-Netzplantyps. Dies ist auch nicht erforderlich, weil sich PAGNONI auf das Simulationspaket GERTS bezieht, das auf alle GERT-Netzpläne angewendet werden kann. Vgl. zum Simulationspaket GERTS und seiner neueren Fortentwicklung Q-GERT MOORE, L. (1976), S. XIIIff., 63ff. u. 214ff. (GERTS-IIIZ); PRITSKER (1977), S. 2ff. (Q-GERT).

Die beiden vorgenannten Optionen für die Auswertung stochastischer Netzmodelle gelten strenggenommen nur dann, wenn die stochastisch erweiterten Erreichbarkeitsgraphen der Netzmodelle *endlich* sind. Denn für Erreichbarkeitsgraphen, die unendlich viele Markierungsknoten besitzen, lassen sich keine endlichen Erreichbarkeitsmatrizen definieren. Die MARKOV-Auswertungstechniken können aber nur auf endliche Übergangsmatrizen angewendet werden. Ebenso sind die Auswertungsinstrumente für GERT/STEOR-Netzpläne nur für endliche Netzpläne definiert. Diese Einschränkungen spielen aber für die hier vorgelegte Ausarbeitung keine Rolle. Denn sie wurde von vornherein auf Netzmodelle mit endlichen Erreichbarkeitsgraphen limitiert. Vgl. dazu die Erläuterung zur Finitheitsprämisse.

33) Dabei wird bereits von der Möglichkeit Höherer Netze abgesehen, jeweils eine aktivierte Transition mit mehreren Schaltfarben auszuführen. Wenn auch diese Anreicherung von Schaltschritten um Schaltfarben berücksichtigt würde, nähme das Gewicht des nachfolgenden Komplexitätsarguments entsprechend zu.

34) Erstens können sich auf jeder Stelle mehr als zwei unterschiedliche Anzahlen von Markenkopien befinden (sofern die Markenzapazitäten der Stellen dies zulassen). Zweitens kann dieselbe Anzahl von Markenkopien in Höheren Netzen durch unterschiedliche Ausprägungen der Markenattribute verwirklicht werden. Falls der Definitionsbereich mindestens eines Markenattributs für mindestens eine Marke unendlich viele zulässige Attributausprägungen umfaßt, ist die Anzahl möglicher Netzmarkierungen - unabhängig von der Stellenanzahl eines Netzmodells - sogar unendlich groß. Denn mit jeder Attributausprägung der Attributmarke läßt sich eine jeweils andere potentielle Netzmarkierung definieren.

35) Das gilt auch dann, wenn die beiden Reduktionsmöglichkeiten ausgeschöpft werden, die in einer früheren Anmerkung angesprochen wurden. Zwar erlauben sie einerseits, die Anzahlen von markierungsspezifischen Verteilungen für die Schaltwahrscheinlichkeiten von Schaltschritten beträchtlich zu senken. Aber sie erfordern andererseits auch eine erheblich Komplizierung der Netzdefinitionen, die um Aktivierungsprädikate und Erreichbarkeitsmengen erweitert werden. Es wird darauf verzichtet zu untersuchen, welcher von beiden Effekten insgesamt überwiegt: entweder die komplexitätsmindernde Anzahlverringering von Wahrscheinlichkeitsverteilungen oder aber die komplexitätsverstärkende Anreicherung der Netzdefinition.

36) Daher verwundert es nicht, daß HAAS (1987), S. 26 u. 28, Schaltwahrscheinlichkeiten für Transitionenteilmengen zwar zunächst zuläßt, aber danach dennoch nicht verwendet. Dies deutet sich schon darin an, daß zu diesen Schaltwahrscheinlichkeiten angemerkt wird, sie seien nur "im Prinzip" notwendig (S. 26 u. 28). Später werden höchst künstlich anmutende Ordnungs- und Symmetrieannahmen spezifiziert (S. 30), die bereits erläutert und kritisiert wurden. Diese fragwürdigen Prämissen werden zum Anlaß genommen, von vornherein nur mit "einfachen" Schaltwahrscheinlichkeiten für einzelne Transitionen zu operieren (S. 26). Dies gilt auch für das nachfolgend präsentierte Beispiel (S. 26ff., insbesondere S. 27f.).

37) Dieser Nebenläufigkeitsdefekt wird in der Netzliteratur nur selten explizit thematisiert. Zu den wenigen Ausnahmen zählen HAAS (1985), S. 16; HAAS (1987), S. 24 ("für stochastic Petri nets ... earlier work ... assumes that no two transitions fire simultaneously"); LU,M. (1987), S. 108f. (allerdings nur in bezug auf Transitionen eines Stochastischen Netzes, die ein "gewöhnliches" deterministisches Schaltverhalten aufweisen).

Zwar existieren schon erste Ansätze, in denen Stochastische Netze so erweitert werden, daß sie das nebenläufige Schalten von mehreren Transitionen im selben Schaltschritt zulassen. Vgl. HAAS (1987), S. 24ff. Doch muß dafür der Preis bezahlt werden, daß die resultierenden Netzmodelle keine gewöhnlichen MARKOV-Systeme mehr darstellen. Gerade die Anwendbarkeit der Auswertungsmethoden für konventionelle MARKOV-Systeme hat aber maßgeblich dazu beigetragen, daß Stochastische Netze große Beliebtheit erlangten. Die Formulierung von HAAS (1987), S. 24, die nebenläufig erweiterten Stochastischen Netze führten zu "generalisierten Semi-MARKOV-Prozessen" (generalized semi-Markov processes), verdeckt diese Abkehr von gewöhnlichen MARKOV-Systemen eher, als sie offenzulegen. Erst auf S. 30 wird deutlich, daß derart erweiterte Stochastische Netze nicht mehr wie konventionelle MARKOV-Systeme auf "analytische" Weise ausgewertet werden können. Statt dessen wird eine stochastische Simulation der Art, wie sie in dieser Arbeit im Kontext von Simulationsanalysen geschildert wurde, erforderlich. Darüber hinaus bleiben die "generalisierten" Stochastischen Netze bei HAAS (1987) weiterhin auf die Betrachtung des stationären Verhaltens von unendlich oft wiederholten zyklischen Prozessen beschränkt (S. 28ff.). Sie spielen für die hier vorgelegte Ausarbeitung keine Rolle. Hinzu kommen problematische Ordnungs- und Symmetrieannahmen, die schon in früheren Anmerkungen kritisiert wurden. Schließlich muß beim Schalten von Transitionen eine artifizielle Auswahl von geschalteten Markenkopien erfolgen, um die "generalisierten" Stochastischen Netze mathematisch handhaben zu können; vgl. dazu die "random inputs" und "random outputs" bei HAAS (1987), S. 25. Alle vorgenannten Mängel zusammengenommen veranlassen den Verf. zu der Einschätzung, daß Stochastische Netze mit nebenläufig schaltbaren Transitionen eine Randerscheinung bleiben werden. Zumindest für diese Arbeit stellen sie keine beachtenswerte Alternative dar.

Darüber hinaus findet sich bei LU,M. (1987), S. 108, Fig. 2, ein Erreichbarkeitsgraph für ein Stochastisches Netz, der auf den ersten Blick das nebenläufige Schalten mehrerer Transitionen gestattet. Dieser Eindruck täuscht jedoch. Zwar existieren dort mehrere Übergänge zwischen zwei jeweils "benachbarten" Markierungen, die von zwei oder mehr Transitionen bewirkt werden. Aber bei genauerer Textanalyse wird offensichtlich, daß es sich um ausgezeich-



nete Netzmarkierungen handelt (S. 108: "tangible markings"), die nicht unmittelbar aufeinander folgen. Vielmehr stellen sie die Endpunkte von Markierungsfolgen dar, die durch das Ausführen von *sequentiellen* Schaltprozessen ineinander transformiert werden (S. 108: "The transition sequence appearing on each arc indicates the firing sequence which causes the marking change."). Folglich wird auch dadurch belegt, daß in Stochastischen Netzen das nebenläufige Schalten mehrerer Transition zwischen zwei unmittelbar benachbarten Markierungen im allgemeinen nicht vorgesehen ist.

## Literaturverzeichnis zu Band 6

### Vorbemerkungen:

- ❑ Jedes Werk wird durch die Angabe eines Referenztitels (1. Zeile) und durch seine bibliographischen Angaben (folgende Zeilen) aufgeführt. In den Quellenangaben dieser Arbeit wird immer auf den Referenztitel Bezug genommen.
- ❑ Die Referenztitel bestehen nur aus den Autorennachnamen und den Erscheinungsjahren, solange hierdurch eine eindeutige Identifizierung der jeweils zugehörigen Werke möglich ist. Andernfalls dienen zusätzliche - abgekürzte - Autorenvornamen oder alphabetische Zusätze zu den Erscheinungsjahren der eindeutigen Identifizierung.
- ❑ Um eine einheitliche Quellenangabe in allen Bänden des Projekts PEMOPS zu gewährleisten, bezieht sich die eindeutige Identifizierung durch Autorenvornamen und alphabetische Zusätze zu den Erscheinungsjahren auf den Gesamtkorpus aller verarbeiteten Quellen. Daher kann es dazu kommen, daß innerhalb eines Bandes Lücken klaffen. Sie resultieren daraus, daß die scheinbar fehlenden Quellen im Gesamtkorpus zwar enthalten sind, aber im jeweils betroffenen Band nicht verwendet wurden.
- ❑ Die Titel fremdsprachlicher Werke werden grundsätzlich in der Notation des Originals wiedergegeben. Allerdings gelten drei Ausnahmen:
  - Titel, die sich nicht mit dem deutschsprachigen Alphabet ausdrücken lassen, werden in ihrer lautsprachlichen Umschreibung durch das deutschsprachige Alphabet wiedergegeben. Dies gilt insbesondere für Werke mit chinesischen oder kyrillischen Schriftzeichen.
  - Falls die Titel im Original durchgängig mit Großbuchstaben dargestellt werden, erfolgt hier eine Notation in der jeweils sprachspezifischen Groß-/Kleinschreibung von Titeln. Dies trifft vor allem auf anglophone Werke zu, in deren Titeln die jeweils sinnbestimmenden Worte durch Großbuchstaben eingeleitet werden.
  - Accents und andere diakritische Zeichenbestandteile, die nicht im deutschsprachigen Alphabet enthalten sind, werden grundsätzlich ausgelassen.
- ❑ In das Literaturverzeichnis wurden alle Quellen aufgenommen, auf die in den Anmerkungen zum laufenden Text verwiesen wurde.
- ❑ Weitere Publikationen, die sich auf die Thematik des Petrinetz-Konzepts beziehen, aber in den vorgenannten Quellen nicht angesprochen wurden, finden sich im Band 10 des Projekts PEMOPS zur Petrinetz-Literatur.
- ❑ Die Literaturlauswertung wurde 1992 abgeschlossen (vgl. das Vorwort in Band 1).

**Abel,D. (1990)**

Abel,D.: Petri-Netze für Ingenieure - Modellbildung und Analyse diskret gesteuerter Systeme, Berlin - Heidelberg - New York 1990.

**Agerwala (1978a)**

Agerwala,T.: Some Applications of Petri Nets; in: Tranter,W.H. (Hrsg.): Proceedings of the National Electronics Conference, Vol. 32, 16.-18.-10.1978 in Chicago, Oak Brook 1978, S. 149-154.

**Agerwala (1979)**

Agerwala,T.: Putting Petri Nets to Work; in: Computer, Vol. 12 (1979), No. 12, S. 85-94.

**Ajmone Marsan (1985a)**

Ajmone Marsan,M.; Balbo,G.; Bobbio,A.; Chiola,G.; Conte,G.; Cumani,A.: On Petri Nets with Stochastic Timing; in: o.V.: International Workshop on Timed Petri Nets, Proceedings, 1.-3.07.1985 in Turin, Silver Spring 1985, S. 80-87.

**Allman (1990)**

Allman,W.F.: Menschliches Denken / Künstliche Intelligenz - Von der Gehirnforschung zur nächsten Computer-Generation, München 1990.

**Andre (1988)**

Andre,C.: Synchronized Condition/Event Systems; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 126-144.

**Bauer,F. (1981)**

Bauer,F.L.; Wössner,H.: Algorithmische Sprache und Programmentwicklung, Berlin - Heidelberg - New York 1981.

**Bekhi (1989)**

Bekhi,N.; Tavares,S.E.: An Integrated Approach To Protocol Design; in: o.V.: Proceedings of the IEEE Pacific Rim Conference on Communications, Computers and Signal Processing, 01.-02.06.1989 in Victoria, New York 1989, S. 244-248.

**Bergstra (1988)**

Bergstra,J.A.: ACP with Signals; in: Grabowski,J.; Lescanne,P.; Wechler,W. (Hrsg.): Algebraic and Logic Programming, International Workshop, 14.-18.11.1988 in Gaussig, Proceedings, Lecture Notes in Computer Science 343, Berlin - Heidelberg - New York ... 1988, S. 11-20.

**Bernstein (1973)**

Bernstein,P.A.: Description Problems in the Modeling of Asynchronous Computer Systems, Master of Science-Thesis 1972, zugleich: Technical Report No. 48, Department of Computer Science, University of Toronto, Toronto 1973.

**Bernstein (1980)**

Bernstein,P.A.; Shipman,D.W.; Rothnie,J.B.: Concurrency Control in a System for Distributed Databases (SDD-1); in: ACM Transactions on Database Systems, Vol. 5 (1980), S. 18-51.

**Bucher (1987)**

Bucher,T.G.: Einführung in die angewandte Logik, Berlin - New York 1987.

**Burkhard (1982a)**

Burkhard,H.-D.: On Fairness in Petri Nets; in: o.V.: Berichte vom 20. Mathematischen Kolloquium in Rostock, o.O. 1982, S. 85-96.

**Byrn (1974)**

Byrn,W.H.: Sequential Processes, Deadlocks, and Semaphore Primitives, Dissertation, Department of Applied Mathematics, Harvard University, Cambridge (Massachusetts) 1974.

**Carstensen (1982)**

Carstensen,H.: Fairness bei Petrinetzen mit unendlichem Verhalten, Bericht Nr. 93 am Fachbereich Informatik, Universität Hamburg, Hamburg 1982.

**Charron-Bost (1990)**

Charron-Bost,B.: Concerning the size of clocks; in: Guessarian,I. (Hrsg.): Semantics of Systems of Concurrent Processes, LITP Spring School on Theoretical Computer Science, 23.-27.04.1990 in La Roche Posay, Proceedings, Lecture Notes in Computer Science 469, Berlin - Heidelberg - New York ... 1990, S. 176-184.

**Dittrich, G. (1989b)**

Dittrich, G.; Evertz-Jägers, B.: Der Kanal-Instanz-Netz Editor KINED - Ein Tool zur Unterstützung einer methodischen Systemmodellierung mit Hilfe von hierarchisch dargestellten Kanal-Instanz-Netzen, Forschungsbericht Nr. 308, Fachbereich Informatik, Universität Dortmund, Dortmund o.J. (1989).

**Domschke (1990)**

Domschke, W.; Drexler, A.: Einführung in Operations Research, Berlin - Heidelberg - New York ... 1990.

**Doyle (1979b)**

Doyle, J.: A Glimpse of Truth Maintenance; in: Winston, P.H.; Brown, R.H. (Hrsg.): Artificial Intelligence: An MIT Perspective, Vol. 1: Expert Problem Solving - Natural Language Understanding - Intelligent Computer Coaches - Representation and Learning, Cambridge (Massachusetts) - London 1979, S. 117-135.

**Dubois, D. (1983)**

Dubois, D.; Stecke, K.E.: Using Petri Nets to Represent Production Processes; in: o.V.: Proceedings of the 22nd IEEE Conference on Decision and Control, New York 1983, S. 1062-1067.

**Dugan (1985a)**

Dugan, J.B.; Bobbio, A.; Ciardo, G.; Trivedi, K.: The Design of a Unified Package for the Solution of Stochastic Petri Net Models; in: o.V.: International Workshop on Timed Petri Nets, Proceedings, 1.-3.07.1985 in Turin, Silver Spring 1985, S. 6-13.

**Elmaghraby (1977)**

Elmaghraby, S.E.: Activity Networks: Project Planning and Control by Network Models, New York - London - Sydney ... 1977.

**Eschenbacher (1989)**

Eschenbacher, P.: Die Modellbeschreibungssprache SIMPLEX-MDL; in: Pressmar, D.; Jäger, K.E.; Krallmann, H.; Schellhaas, H.; Streitferdt, L. (Hrsg.): Operations Research Proceedings 1988, DGOR - Vorträge der 17. Jahrestagung, 13.-16.09.1988 in Berlin, Berlin - Heidelberg - New York ... 1989, S. 119-125.

**Eschenbacher (1991)**

Eschenbacher, P.: Formulierung transactions-orientierter Modelle mit der systemtheoretischen Beschreibungssprache SIMPLEX-MDL; in: Biethahn, J.; Hummeltenberg, W.; Schmidt, B. (Hrsg.): Simulation als betriebliche Entscheidungshilfe, Band 2, Berlin - Heidelberg - New York ... 1991, S. 221-235.

**Ester (1989)**

Ester, M.: Konsistenzwerkzeuge für PROLOG-Wissensbasen, Dissertation, Technische Hochschule Zürich, Zürich 1989.

**Fandel (1991a)**

Fandel, G.: Produktion I - Produktions- und Kostentheorie, 3. Aufl., Berlin - Heidelberg - New York ... 1991.

**Fandel (1991b)**

Fandel, G.: Bedeutung der ökonomischen Theorie für das betriebswirtschaftliche Gebiet der Produktion; in: Ordelheide, D.; Rudolph, B.; Büsselmann, E. (Hrsg.): Betriebswirtschaftslehre und Ökonomische Theorie, 52. Wissenschaftliche Jahrestagung des Verbandes der Hochschullehrer für Betriebswirtschaft e.V., 05.-09.06.1990 in Frankfurt, Stuttgart 1991, S. 227-254.

**Fehling (1990a)**

Fehling, R.: Hierarchische Petrinetze - Idee und grundlegende Struktur, Forschungsbericht Nr. 344, Fachbereich Informatik, Universität Dortmund, Dortmund 1990.

**Fehling (1990b)**

Fehling, R.; Zelewski, S.: Schriftwechsel zur Thematik "Schaltverhalten von Petrilab", Dortmund - Köln 1990.

**Fidelak (1988b)**

Fidelak, M.; Lischka, C.; Voß, H.: Repräsentation der Dynamik technisch-physikalischer Systeme; in: Hoschka, P. (Hrsg.): Forschungsgruppe Expertensysteme - Aus der Arbeit der Forschungsgruppe Expertensysteme, Arbeitspapiere der GMD 337, Gesellschaft für Mathematik und Datenverarbeitung mbH/Bonn, Sankt Augustin 1988, 5. Beitrag.

**Freedman (1988b)**

Freedman,P.; Malowany,A.: SAGE: A Decision Support System for the Sequencing of Operations within a Robotic Workcell; in: Decision Support Systems, Vol. 4 (1988), S. 329-343.

**Freitag (1988a)**

Freitag,H.; Reinfrank,M.: A Non-Monotonic Deduction System Based on (A)TMS, TEX-B Memo 29-88, Frankfurt - Karlsruhe - Sankt Augustin ... 1988.

**Genrich (1978b)**

Genrich,H.J.; Thiagarajan,P.S.: Net Progress; in: Computing Surveys, Vol. 10 (1978), S. 84-85.

**Genrich (1980b)**

Genrich,H.J.; Stankiewicz-Wiechno,E.: A Dictionary of Some Basic Notions of Net Theory; in: Brauer,W. (Hrsg.): Net Theory and Applications, Proceedings of the Advanced Course on General Net Theory of Processes and Systems, 8.-19.10.1979 in Hamburg, Lecture Notes in Computer Science 84, Berlin - Heidelberg -New York 1980, S. 519-531.

**Genrich (1980c)**

Genrich,H.J.; Lautenbach,K.; Thiagarajan,P.S.: Substitution Systems - A Family of System Models Based on Concurrency; in: Dembinski,P. (Hrsg.): Mathematical Foundations of Computer Science 1980, Proceedings of the 9th Symposium, 1.-5.09.1980 in Rydzyna, Lecture Notes in Computer Science 88, Berlin - Heidelberg - New York 1980, S. 698-723.

**Genrich (1988b)**

Genrich,H.J.: Equivalence Transformations of PrT-Nets; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 229-248.

**Grabowski,J. (1978)**

Grabowski,J.: On the Analysis of Switching Circuits by Means of Petri Nets; in: Elektronische Informationsverarbeitung und Kybernetik, Vol. 14 (1978), S. 611-617.

**Grotefend (1982)**

Grotefend,H.: Taschenbuch der Zeitrechnung des deutschen Mittelalters und der Neuzeit, 12. Aufl., Hannover 1982.

**Haas (1985)**

Haas,P.J.; Shedler,G.S.: Regenerative Simulation of Stochastic Petri Nets; in: o.V.: International Workshop on Timed Petri Nets, Proceedings, 1.-3.07.1985 in Turin, Silver Spring 1985, S. 14-21.

**Haas (1987)**

Haas,P.J.; Shedler,G.S.: Stochastic Petri Nets with Simultaneous Transition Firings; in: o.V.: International Workshop on Petri Nets and Performance Models, PNP87, 24.-26.08.1987 in Madison, Washington 1987, S. 24-32.

**Han (1978a)**

Han,Y.W.: Performance Evaluation of a Digital System Using a Petri Net-Like Approach; in: Tranter,W.H. (Hrsg.): Proceedings of the National Electronics Conference, Vol. 32, 16.-18.10.1978 in Chicago, Oak Brook 1978, S. 166-172.

**Han (1979)**

Han,Y.-W.: Petri Nets for Distributed Digital System Modeling and Evaluation; in: o.V.: Proceedings of the 12th Hawaii International Conference on System Sciences, North Hollywood 1979, S. 270-279.

**Heimerdinger (1978)**

Heimerdinger,W.L.: A Petri Net Approach to System Level Fault Tolerance Analysis; in: Tranter,W.H. (Hrsg.): Proceedings of the National Electronics Conference, Vol. 32, 16.-18.10.1978 in Chicago, Oak Brook 1978, S. 161-165.

**Hintz (1987)**

Hintz,G.-W.: Ein wissensbasiertes System zur Produktionsplanung und -steuerung für flexible Fertigungssysteme, Dissertation, Universität Aachen, Düsseldorf 1987.

**Holt,A. (1970a)**

Holt,A.; Commoner,F.: Events and Conditions; in: Dennis,J.B. (Hrsg.): Record of the Project MAC, Conference on Concurrent Systems and Parallel Computation, 2.-5.06.1970 in Woods Hole, New York 1970, S. 3-52.

**Holzmann (1991)**

Holzmann,G.J.: Design and Validation of Computer Protocols, London - Sydney - Toronto ... 1991.

**Hura (1981b)**

Hura,G.S.; Singh,H.; Nanda,N.K.: A Petri net approach to the evaluation of the complexity of a program; in: International Journal of Electronics, Vol. 51 (1981), S. 79-85.

**Igel (1989a)**

Igel,B.: Applikative Beschreibungsmethoden in verteilten Prozeßsteuerungen; in: Henn,R.; Stieger,K. (Hrsg.): PEARL 89 - Workshop über Realzeitsysteme, 10. Fachtagung des PEARL-Vereins e.V., 07.-08.12.1989 in Boppard, Proceedings, Informatik-Fachberichte 231, Berlin - Heidelberg - New York ... 1989, S. 172-195.

**Jeusfeld (1990)**

Jeusfeld,M.; Krüger,E.: Deductive Integrity Maintenance in an Object-Oriented Setting, Bericht MIP-9013, Fakultät für Mathematik und Informatik, Universität Passau, Passau 1990.

**Knolmayer (1989)**

Knolmayer,G.: Die Berücksichtigung des Zeitbezugs von Daten bei der Gestaltung computer-gestützter Informationssysteme; in: Hax,H.; Kern,W.; Schröder,H.-H. (Hrsg.): Zeitaspekte betriebswirtschaftlicher Theorie und Praxis, 50. Wissenschaftliche Jahrestagung des Verbandes der Hochschullehrer für Betriebswirtschaft e.V., 24.-28.05.1988 in Köln, Stuttgart 1989, S., 77-88.

**König,R. (1988a)**

König,R.; Quäck,L.: Petri-Netze in der Steuerungs- und Digitaltechnik, München - Wien 1988.

**Kramosil (1975)**

Kramosil,I.: A Note on Deduction Rules with Negative Premises; in: o.V.: Advance Papers of the Fourth International Conference on Artificial Intelligence (IJCAI-75), 03.-08.09.1975 in Tbilisi, Vol. 1, o.O. (Cambridge/Massachusetts), S. 53-56.

**Lamport,K. (1978)**

Lamport,K.: Time, Clocks, and the Ordering of Events in a Distributed System; in: Communications of the ACM, Vol. 21 (1978), S. 558-565. (Auch veröffentlicht als: Report CA-7603-2911, Massachusetts Computer Associates, Inc., Wakefield 1976.)

**Lauer (1979)**

Lauer,P.E.; Torrigiani,P.R.; Shields,M.W.: COSY - A System Specification Language Based on Paths and Processes; in: Acta Informatica, Vol. 12 (1979), S. 109-158.

**Lautenbach (1987a)**

Lautenbach,K.: Linear Algebraic Techniques for Place/Transition Nets; in: Brauer,W.; Reisig,W.; Rozenberg,G. (Hrsg.): Petri Nets: Applications and Relationships to Other Models of Concurrency, Advances in Petri Nets 1986, Part I, Proceedings of an Advanced Course, 8.-19.09.1986 in Bad Honnef, Lecture Notes in Computer Science 254, Berlin - Heidelberg - New York ... 1987, S. 142-167.

**Lind (1988)**

Lind,C.: Implementation eines Uhrmechanismus für Petri-Netze, Studienarbeit, Lehrstuhl für Praktische Informatik III, Universität Mannheim, Mannheim 1988.

**Lipp (1989a)**

Lipp,H.-P.; Günther,R.; Sonntag,P.: Unscharfe Petri-Netze - Ein Basiskonzept für computer-unterstützte Entscheidungsprozesse in komplexen Systemen, Wissenschaftliche Schriftenreihe der Technischen Universität Karl-Marx-Stadt, Nr. K 107/89, Karl-Marx-Stadt 1989.

**Lipp (1991)**

Lipp,H.-P.: Einsatz von zeitbewerteten Fuzzy-Petri-Netzen in Expertensystemen zur operativen Führung komplexer Produktionssysteme; in: Hommel,G. (Hrsg.): Prozeßrechnungssysteme'91 - Automatisierungs- und Leitsysteme in den neunziger Jahren, 25.-27.02.1991 in Berlin, Proceedings, Informatik-Fachberichte 269, Berlin - Heidelberg - New York ... 1991, S. 103-112.

**Lu,M. (1987)**

Lu,M.; Zhang,D.; Murata,T.: Stochastic Net Model for Self-Stability Measures of Fault Tolerant Clock Synchronization; in: o.V.: International Workshop on Petri Nets and Performance Models, PNPM87, 24.-26.08.1987 in Madison, Washington 1987, S. 104-110.

**Mayer,U. (1981)**

Mayer,U.; Riedemann,E.: Mathematische Modelle für MIMD-Rechner, Forschungsbericht Nr. 115, Abteilung Informatik, Universität Dortmund, Dortmund 1981.

**McDermott (1979)**

McDermott,D.; Doyle,J.: An Introduction to Non-Monotonic Logic; in: o.V.: IJCAI-79, Proceedings of the Sixth International Joint Conference on Artificial Intelligence, 20.-23.08.1979 in Tokyo, o.O. (Stanford) 1979, Vol. 1, S. 562-567.

**McDermott (1980)**

McDermott,D.; Doyle,J.: Non-Monotonic Logic; in: Artificial Intelligence, Vol. 13 (1980), S. 41-72.

**Mekly (1980)**

Mekly,L.J.; Yau,S.S.: Software Design Representation Using Abstract Process Networks; in: IEEE Transactions on Software Engineering, Vol. SE-6 (1980), S. 420-435.

**Missbauer (1987)**

Missbauer,H.: Optimale Werkstattbeauftragung unter dem Aspekt der Bestandsregelung, Linz 1987.

**Möller (1984)**

Möller,D.: Realtime and Interrupt-Charakteristika des Prozeßrechners; in: computer magazin, 13. Jg. (1984), Heft 3, S. 26-29.

**Moore,L. (1976)**

Moore,L.J.; Clayton,E.R.: GERT Modeling and Simulation: Fundamentals and Applications, New York 1976.

**Nelson,R.A. (1982)**

Nelson,R.A.; Haiht,L.M.; Sheridan,P.R.: Specification, Design, and Implementation Via Annotated Petri Nets, Report RC 9317, IBM Thomas J. Watson Research Center, Yorktown Heights 1982.

**Neumann,K. (1990)**

Neumann,K.: Stochastic Project Networks - Temporal Analysis, Scheduling and Cost Minimization, Lecture Notes in Economics and Mathematical Systems 344, Berlin - Heidelberg - New York ... 1990.

**Niehuis (1986)**

Niehuis,S.; Victor,F.: Modellierung und Simulation von Pr/T-Netzen in Prolog, Arbeitspapiere der GMD 231, Gesellschaft für Mathematik und Datenverarbeitung mbH/Bonn, Sankt Augustin 1986.

**Oberweis (1987a)**

Oberweis,A.; Lausen,G.: Temporal Aspects in Office Information Systems, Preprint, Darmstadt 1987.

**Oberweis (1987c)**

Oberweis,A.; Lausen,G.: La representation de la connaissance temporelle aux systemes de bureau - On the Representation of Temporal Knowledge in Office Systems, Preprint, Darmstadt o.J. (1987).

**Oberweis (1988b)**

Oberweis,A.: Checking Database Integrity Constraints while Simulating Information System Behaviour; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 299-308.

**Oberweis (1989b)**

Oberweis,A.: Integritätsbewahrendes Prototyping von verteilten Systemen, Interner Bericht, Fakultät für Mathematik und Informatik, Universität Mannheim, Mannheim 1989.

**Oberweis (1990a)**

Oberweis,A.: Zeitstrukturen für Informationssysteme, Dissertation, Universität Mannheim, Mannheim 1990.

**Pagnoni (1988a)**

Pagnoni,A.: A Petri Net-Based Expert System for Flexible Manufacturing Management; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 270-278.

**Pagnoni (1990)**

Pagnoni,A.: Project Engineering - Computer-Oriented Planning and Operational Decision Making, Berlin - Heidelberg - New York ... 1990.

**Patil (1975a)**

Patil,S.S.: An Asynchronous Logic Array, Computation Structures Group Memo No. 111, Project MAC, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge (Massachusetts) 1975.

**Penrose (1989)**

Penrose,R.: The Emperor's New Mind - Concerning Computers, Minds, and The Laws of Physics, Oxford - New York - Melbourne 1989.

**Petri,C. (1979c)**

Petri,C.A.: Über einige Anwendungen der Netztheorie; in: Böhling,K.H.; Spies,P.P. (Hrsg.): GI - 9. Jahrestagung, 01.-05.10.1979 in Bonn, Informatik-Fachberichte 19, Berlin - Heidelberg - New York 1979, S. 81-87.

**Pritsker (1977)**

Pritsker,A.A.B.: Modeling and Analysis Using Q-GERT Networks, New York - London - Sydney - Toronto 1977.

**Razouk (1985c)**

Razouk,R.R.; Morgan,E.T.: The P-NUT System: An Environment for Modeling and Analyzing Concurrent Systems, Technical Report No. 85-10, Department of Information and Computer Science, University of California, Irvine 1985.

**Reinfrank (1985b)**

Reinfrank,M.: An Introduction to Non-Monotonic Reasoning, MEMO-SEKI-85-02, Fachbereich Informatik, Universität Kaiserslautern, Kaiserslautern 1985.

**Reinfrank (1986)**

Reinfrank,M.; Beetz,M.; Freitag,H.; Klug,J.: KAPRI - A Rule-Based Non-Monotonic Inference Engine with an Integrated Reason Maintenance System, SEKI Report SR-86-03, Fachbereich Informatik, Universität Karlsruhe, Karlsruhe 1986. (Anmk. des Verf.: abweichende Schreibweisen auf Cover und Titelblatt; hier letztes zugrundegelegt.)

**Reisig (1989a)**

Reisig,W.: Petri Nets and Abstract Data Types, Bericht TUM-I8904, Institut für Informatik, Technische Universität München, München 1989.

**Richter,G. (1985c)**

Richter,G.: Clocks and Their Use for Time Modeling; in: Sernadas,A.; Bubenko,J.; Olive,A. (Hrsg.): Information Systems: Theoretical and Formal Aspects, Proceedings of the IFIP WG 8.1 Working Conference, 16.-18.04.1985 in Siges/Barcelona, Amsterdam - New York - Oxford 1985, S. 49-66.

**Rosenstengel (1982)**

Rosenstengel,B.; Winand,U.: Petri-Netze - Eine anwendungsorientierte Einführung, Braunschweig - Wiesbaden 1982.

**Sandewall (1972)**

Sandewall,E.: An Approach to the Frame Problem and its Implementation; in: Meltzer,B.; Michie,D. (Hrsg.): Machine Intelligence 7, Edinburgh 1972, S. 195-204.

**Scheer (1989c)**

Scheer,A.-W.: Enterprise-Wide Data Modelling - Information Systems in Industry, Berlin - Heidelberg - New York ... 1989.

**Scheer (1991d)**

Scheer,A.-W.: Architektur integrierter Informationssysteme - Grundlagen der Unternehmensmodellierung, Berlin - Heidelberg - New York ... 1991.



**Shapiro,R. (1977)**

Shapiro,R.M.; Millstein,R.E.: Reliability and Fault Recovery in Distributed Processing; in: o.V.: Oceans'77 - Conference Recorg 2, 3rd Annual Combined Conference of the Marine Technology Society and the Institute of Electrical and Electronics Engineers, 17.-19.10.1977 in Los Angeles, New York 1977, S. 31D-1 - 31D-5.

**Starke (1988a)**

Starke,P.H.: Remarks on Timed Nets; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 216-228.

**Valette (1979b)**

Valette,R.; Diaz,M.: A Methodology for Easily Provable Implementation of Synchronization Mechanisms; in: Syre,H.J. (Hrsg.): 1st European Conference on Parallel and Distributed Processing, 14.-16.02.1979 in Toulouse, Toulouse 1979, S. 156-162.

**Valk (1977b)**

Valk,R.: Self-modifying Nets, Bericht Nr. 34, Institut für Informatik, Universität Hamburg, Hamburg 1977.

**Valk (1978a)**

Valk,R.: Self-Modifying Nets, A Natural Extension of Petri Nets; in: Ausiello,G.; Böhm,C. (Hrsg.): Automata, Languages and Programming, Fifth Colloquium, 17.-21.07. 1978 in Udine, Lecture Notes in Computer Science 62, Berlin - Heidelberg - New York 1978, S. 464-476.

**Valk (1978b)**

Valk,R.: On the Computational Power of Extended Petri Nets; in: Winkowski,J. (Hrsg.): Mathematical Foundations of Computer Science 1978, Proceedings of the 7th Symposium, 04.-08.09. 1978 in Zakopane, Lecture Notes in Computer Science 64, Berlin - Heidelberg - New York 1978, S. 526-535.

**Valk (1981b)**

Valk,R.: Generalization of Petri Nets; in: Gruska,J.; Chytil,M.: Mathematical Foundations of Computer Science 1981, Proceedings, 10th Symposium, 31.08.-4.09.1981 in Strbske Pleso, Lecture Notes in Computer Science 118, Berlin - Heidelberg - New York 1981, S. 140-155.

**Valk (1983b)**

Valk,R.; Jantzen,M.: The Residue of Vector Sets with Applications to Decidability Problems in Petri Nets, Skript, präsentiert am 28.09.1983 in Toulouse anlässlich: 4th European Workshop on Applications and Theory of Petri Nets. (Anmk. des Verf.: erweiterte Fassung von Valk (1983c).)

**Valk (1983c)**

Valk,R.; Jantzen,M.: The Residue of Vector Sets with Applications to Decidability Problems in Petri Nets; in: o.V.: Papers presented at the 4th European Workshop on Applications and Theory of Petri Nets, 26.-29.09.1983 in Toulouse, o.O. 1983, S. 342-363. (Anmk. des Verf.: Kurzfassung von Valk (1983b).)

**Valmari (1988a)**

Valmari,A.: Error Detection by Reduced Reachability Graph Generation; in: o.V.: Application and Theory of Petri Nets - 9th European Workshop, 22.-24.06.1988 in Venedig, o.O. 1988, Vol. I, S. 95-112.

**Varney (1988)**

Varney,L.R.; Swiderski,D.: Real-Time Knowledge-Based Programming with IF/tasklog: An Executive for Asynchronous Multitasking in IF/Prolog, IF/PROmLOG, and C, Paper, Interface Computer GmbH, München o.J. (1988).

**Vernon (1983)**

Vernon,M.: Restricted Use of Inhibitor Arcs in Analysable Petri Net Models, Skript, präsentiert am 26.09.1983 in Toulouse: anlässlich: 4th European Workshop on Applications and Theory of Petri Nets.

**von Kleist-Retzow (1991)**

von Kleist-Retzow,H.; Kreifelts,T.; Kreplin,K.; Lutz,E.; Seuffert,P.; Woetzel,G.; Bauer,D.: Integrierte Post- und Vorgangsbearbeitung; in: Lutz,R.; Kohl,A. (Hrsg.): Wissensbasierte Systeme im Büro - Ergebnisse aus dem WISDOM-Verbundprojekt, München - Wien 1991, S. 231-266.

**von Weizsäcker (1985)**

von Weizsäcker,C.F.: Aufbau der Physik, München - Wien 1985.

**Weber, A. (1987)**

Weber, A.; Wiegand, S.: Integration von Produktionssystemen in höhere Petri-Netze, (Gemeinschafts-)Diplomarbeit, Fachbereich Informatik, Universität Dortmund, Dortmund 1987.

**Wiendahl (1984)**

Wiendahl, H.-P.; Lorenz, W.: Analyse von Warteschlangenmodellen mit realen Betriebsdaten einer Werkstattfertigung; in: Werkstattstechnik, 74. Jg. (1984), S. 619-623.

**Wieringa (1989)**

Wieringa, R.; Meyer, J.-J.; Weigand, H.: Specifying dynamic and deontic integrity constraints; in: Data and Knowledge Engineering, Vol. 4 (1989), S. 157-189.

**Winand (1980)**

Winand, U.; Rosenstengel, B.: Interaktive Improvisation von Flugplänen auf der Basis der Petri-Netztheorie; in: Zeitschrift für Betriebswirtschaft, 50. Jg. (1980), S. 1229-1256.

**Winter, Ro. (1991)**

Winter, Ro.: Mehrstufige Produktionsplanung in Abstraktionshierarchien auf der Basis relationaler Informationsstrukturen, Dissertation, Universität Frankfurt 1989, Berlin - Heidelberg - New York ... 1991.

**Zelewski (1989c)**

Zelewski, S.: Petrinetze für die Konstruktion und Konsistenzanalyse von logisch orientierten Problembeschreibungen, Arbeitsbericht Nr. 28, Seminar für Allgemeine Betriebswirtschaftslehre, Industriebetriebslehre und Produktionswirtschaft, Universität Köln, Köln 1989.

**Zemanek (1981)**

Zemanek, H.: Kalender und Chronologie - Bekanntes & Unbekanntes aus der Kalenderwissenschaft, 2. Aufl., München - Wien 1981.

**Zervos (1977)**

Zervos, C.R.; Irani, K.B.: Colored Petri Nets: Their Properties and Applications, Disseration an der University of Michigan, Technical Report No. RADC-TR-77-246, Department of Electrical Engineering, University of Michigan, Ann Arbor 1977.

**Institut für Produktionswirtschaft und Industrielle Informationswirtschaft  
der Universität Leipzig**

**Verzeichnis der Arbeitsberichte**

---

- Nr. 1: ZELEWSKI, STEPHAN: Das Konzept technologischer Theorietransformationen - eine Analyse aus produktionswirtschaftlicher Perspektive, Leipzig 1994.
- Nr. 2: SIEDENTOPF, JUKKA: Anwendung und Beurteilung heuristischer Verbesserungsverfahren für die Maschinenbelegungsplanung - Ein exemplarischer Vergleich zwischen Neuronalen Netzen, Simulated Annealing und genetischen Algorithmen, Leipzig 1994.
- Nr. 3: ZELEWSKI, STEPHAN: Unternehmenskrisen und Konzepte zu ihrer Bewältigung, Leipzig 1994.
- Nr. 4: SIEDENTOPF, JUKKA: Ein effizienter Scheduling-Algorithmus auf Basis des Threshold Accepting, Leipzig 1995.
- Nr. 5: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 1: Exposition, Leipzig 1995.
- Nr. 6: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 2: Bezugsrahmen, Leipzig 1995.
- Nr. 7: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 3: Einführung in Stelle/Transition-Netze, Leipzig 1995.
- Nr. 8: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 4: Verfeinerungen von Stelle/Transition-Netzen, Leipzig 1995.
- Nr. 9: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 5: Einführung in Synthetische Netze, Teilband 5.1: Darstellung des Kernkonzepts, Leipzig 1995.
- Nr. 10: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 5: Einführung in Synthetische Netze, Teilband 5.2: Auswertungsmöglichkeiten, Leipzig 1995.
- Nr. 11: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 6: Erweiterungen von Synthetischen Netzen, Leipzig 1995.
- Nr. 12: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 7: Fallstudie, Leipzig 1995.
- Nr. 13: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 8: Charakterisierung des Petrinetz-Konzepts, Leipzig 1995.
- Nr. 14: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 9: Beurteilung des Petrinetz-Konzepts, Leipzig 1995.
- Nr. 15: ZELEWSKI, STEPHAN: Petrinetzbasierte Modellierung komplexer Produktionssysteme (Projekt PEMOPS), Band 10: Petrinetz-Literatur, Leipzig 1995.

## Verzeichnis der Arbeitsberichte

---

- Nr. 16: SIEDENTOPF, JUKKA: An Efficient Scheduling Algorithm Based upon Threshold Accepting, Leipzig 1995.
- Nr. 17: SIEDENTOPF, JUKKA: The Threshold Waving Algorithm for Job Shop Scheduling, Leipzig 1995.
- Nr. 18: ZELEWSKI, STEPHAN: Diskussionspapier zum Text "Zur wirtschaftlichen und sozialen Lage in Deutschland" einer evangelisch-katholischen Arbeitsgruppe, Leipzig 1995.
- Nr. 19: SCHIMMEL, KATRIN; ZELEWSKI, STEPHAN: Untersuchung alternativer Auktionsformen hinsichtlich ihrer Eignung zur Koordination verteilter Agenten auf Elektronischen Märkten, Leipzig 1996.
- Nr. 20: SIEDENTOPF, JUKKA: Feinterminierung unter restriktiven Laufzeitanforderungen - Ein exemplarischer Vergleich lokaler Suchverfahren (Teil I), Leipzig 1996.
- Nr. 21: ZELEWSKI, STEPHAN: Strukturalistische Rekonstruktion von ökologisch induzierten Entwicklungen der produktionswirtschaftlichen Theoriebildung, Leipzig 1996.
- Nr. 22: RÖBLER, HENRIK; SCHIMMEL, KATRIN: Zur Animation und Simulation hierarchischer Petrinetze., Leipzig 1996.
- Nr. 23: RÖBLER, HENRIK; WURCH, MAIK: Implementierung des Modells eines Flexiblen Fertigungssystems, Teilbände 1-3, Leipzig 1996.
- Nr. 24: SCHIMMEL, KATRIN: Abstimmung der Implementierungssoftware INCOME/STAR. Bericht zu Phase 1 des Projekts PEMVEK, Leipzig 1996/ 2. Auflage 1997.
- Nr. 25: WURCH, MAIK: Modellierung eines Flexiblen Fertigungssystems sowie von Produktionsaufträgen. Bericht zu den Phasen 2 und 3 des Projekts PEMVEK, Leipzig 1996.
- Nr. 26: SCHIMMEL, KATRIN: Der Einsatz elektronischer Märkte zur Koordination in Flexiblen Fertigungssystemen, Leipzig 1996.
- Nr. 27: TÖPFER, ANDREAS: Vergleichende Wirtschaftlichkeitsbetrachtung von Windkraftanlagen im Raum Halle/Leipzig - Ergebniszusammenfassung, Leipzig 1996.
- Nr. 28: WURCH, MAIK: Implementierung von Vickrey-Auktionen mit Hilfe von Petrinetzen, Leipzig 1996.
- Nr. 29: WURCH, MAIK: Coordinating Electronic Markets by Auctions, Leipzig 1996.
- Nr. 30: SCHIMMEL, KATRIN; WURCH, MAIK: Simulation eines Koordinations-Moduls in einem Flexiblen Fertigungssystem, Leipzig 1996.
- Nr. 31: RÖBLER, HENRIK: XPNC - Auswahltool für parallele Schaltentscheidungen bei der Simulation von Petrinetzen, Leipzig 1997.
- Nr. 32: ZELEWSKI, STEPHAN: Handelsinformationssysteme - erweiterte Fassung einer Rezension, Leipzig 1997.

## Verzeichnis der Arbeitsberichte

---

- Nr. 33: ZELEWSKI, STEPHAN: Erfahrungen mit Höheren Petrinetzen bei der Modellierung von Prozeßkoordinierungen in komplexen Produktionssystemen. Bericht zu Phase 7 des Projekts PEMVEK, Leipzig 1997. [in Arbeit]
- Nr. 34: ZELEWSKI, STEPHAN: Optimierung in Petrinetz-Modellen - eine Analyse aus betriebswirtschaftlicher Sicht, Leipzig 1997. [in Arbeit]
- Nr. 35: WURCH, MAIK: Simulation von Koordinations-Modulen unter Berücksichtigung strategischen Agentenverhaltens, Leipzig 1997. [in Arbeit]
- Nr. 36: SCHIMMEL, KATRIN: Komponente für Erreichbarkeitsanalysen. Bericht zu Phase 6 des Projekts PEMVEK, Leipzig 1997.
- Nr. 37: WURCH, MAIK: Modellierung der Prozeßkoordinierung. Bericht zu Phase 4 des Projekts PEMVEK, Leipzig 1997. [in Arbeit]
- Nr. 38: BODE, JÜRGEN; FUNG, RICHARD Y.K.: Integrating Cost Considerations in Quality Function Deployment, Leipzig 1997.