



**Universität Stuttgart**

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung

Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

**45. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten**

**MODELLIERUNG UND ANALYSE DES  
NETZZUGANGSSYSTEMS FÜR DAS  
DIENSTEINTEGRIERENDE DIGITALNETZ ISDN**

von

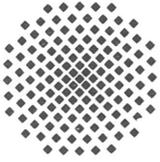
**Wolfgang Fischer**

1989

© 1989 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung Universität Stuttgart

Druck: E. Kurz & Co., Druckerei + Reprografie GmbH., Stuttgart

ISBN 3-922403-55-7



**University of Stuttgart**

Institute of Communications Switching and Data Technics

Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

**45th Report on Studies in Congestion Theory**

**MODELLING AND ANALYSIS OF THE  
USER-NETWORK INTERFACE FOR THE INTEGRATED  
SERVICES DIGITAL NETWORK ISDN**

by

**Wolfgang Fischer**

1989



## Summary

This report deals with the functional and performance related modelling and the analysis of the ISDN user-network interface.

Functional modelling in this context means the description of the ISDN protocol architecture and its mapping into real implementations. This protocol architecture has been defined by CCITT taking into consideration the ISO architectural model for open systems interconnection.

The main subject of this report is the modelling and the analysis of the performance aspects of protocols and components for the ISDN user-network interface. Here, mainly signalling delays and transfer delays for the packetized user-data transfer via B- and D-channels are of interest. In addition, some generic models have been analyzed which appear in the context of this interface. These models, however, are important also for similar performance related investigations.

The analysis forms the basis for the assessment of design alternatives for the development and dimensioning of components for the ISDN user-network interface. Given already existing implementations, bounds for the workload of the interface can be determined such that some predefined grade of service requirements are met.

Chapter 1 gives a general overview of the ISDN, the reasons for the way it has been defined and a short introduction into the report.

Chapter 2 contains the definition of the ISDN architecture as specified by CCITT. An attempt was made to collect and make transparent the concepts which are distributed across several recommendations, and which are represented there in a rather abstract and redundant way. This, however, could not be done completely in the context of this report. Therefore, the concepts concerning network operation and internetworking have been omitted.

Chapter 3 deals with the functional modelling and the implementation of the user-network interface. Since in the context of this interface the B-channels are considered as transparent digital pipes, the functional modelling has been restricted to the aspects of the D-channel. Coming from its logical structure in terms of protocol entities and service access points of layers 2 and 3, a detailed description of the protocol mechanisms and a decomposition of the various entities into concurrent processes is outlined. Using an existing ISDN switch, a typical implementation of the interface is described.

Chapter 4 gives an outline of the performance modelling of the ISDN user-network interface. After a treatment of the principles of performance modelling and analysis, the basic performance parameters are defined. For the derivation of a simulation model which

also forms the basis for the analytical investigations, the generic models are described, and references to known results are made.

**Chapter 5** deals with simulative performance investigations. Some general aspects of traffic simulation are discussed. Since systems to be simulated are becoming more and more complex, a clearly organized and run-time efficient mapping of the model into a simulation program is essential. The control structure of such a program is compared with principles of operating systems design. Special emphasis has been placed on the implementation of protocol mechanisms which appear in almost every system of interest.

The analytic performance investigations in **Chapter 6** form the core of the report. In order to be able to calculate the main performance parameters as e.g. signalling delays and transfer delays for multiple layer 2 connections, it was necessary to treat in advance some generic models which appear in the context of this report, and to develop algorithms for their performance analysis. The approaches for the calculation of

- per-class output processes in GI/G/1 systems with multiple classes of customers,
- priority polling systems,
- the D-channel access protocol,
- the admission delay due to limited window size

yield important results for the analysis of similar systems also beyond the scope of this report.

The outline of an approach for the calculation of loss probability and the number of occupied B-channels for an alternative implementation of the handling of packetized user-data which are transmitted via the D-channel forms the final part of this chapter.

**Chapter 7** gives a summary of the basic results and an outlook on further applications and extensions of the approaches presented.

# Inhaltsverzeichnis

<b>Abkürzungen und Formelzeichen</b>	<b>5</b>
<b>1 Einleitung</b>	<b>9</b>
1.1 Charakterisierung des diensteintegrierenden Digitalnetzes ISDN . . . . .	9
1.2 Zweck der Arbeit . . . . .	12
1.3 Übersicht über die Arbeit . . . . .	12
<b>2 Architektur des ISDN</b>	<b>15</b>
2.1 Dienst- und Netzkonzepte . . . . .	15
2.1.1 Dienstkonzept des ISDN . . . . .	15
2.1.2 Funktionskonzept . . . . .	17
2.1.3 Basisarchitekturmodell . . . . .	18
2.1.4 Kanalstruktur . . . . .	20
2.1.5 Bezugskonfiguration für den Teilnehmeranschluß . . . . .	20
2.1.6 Durchschaltevermittlung . . . . .	22
2.1.7 Paketvermittlung . . . . .	22
2.2 ISDN-Protokoll-Referenzmodell . . . . .	23
<b>3 Funktionelle Modellierung und Realisierung des Netzzugangs</b>	<b>29</b>
3.1 Allgemeines . . . . .	29
3.2 Logische Struktur des D-Kanals . . . . .	30
3.3 Protokolle des D-Kanals . . . . .	32
3.3.1 Schicht 1 . . . . .	32
3.3.1.1 Elektrische Eigenschaften und Konfigurationsmöglichkeiten	32
3.3.1.2 Funktionen an der S-Schnittstelle . . . . .	33
3.3.1.3 Rahmenstruktur . . . . .	34
3.3.1.4 D-Kanal-Zugriffsprozedur . . . . .	34
3.3.2 Schicht 2 . . . . .	36
3.3.2.1 Allgemeines . . . . .	36
3.3.2.2 Betriebsarten . . . . .	37
3.3.2.3 Adreßstruktur . . . . .	38

3.3.2.4	Adreßverwaltung . . . . .	38
3.3.2.5	Protokollfunktion . . . . .	39
3.3.2.5.1	Rahmenstruktur . . . . .	39
3.3.2.5.2	Protokolldateneinheiten . . . . .	41
3.3.2.5.3	Funktionsweise des Protokolls für quittierte Übermittlung . . . . .	42
3.3.3	Schicht 3 . . . . .	44
3.3.3.1	Allgemeines . . . . .	44
3.3.3.2	Meldungsformat . . . . .	45
3.3.3.3	Protokollablauf . . . . .	46
3.4	Zerlegung von Protokollinstanzen in einzelne Prozesse . . . . .	49
3.4.1	Allgemeines . . . . .	49
3.4.2	Schicht 2 . . . . .	49
3.4.3	Schicht 3 . . . . .	49
3.5	Detaillierte Formalspezifikationen der Prozesse . . . . .	52
3.6	Hardwarestruktur . . . . .	52
3.6.1	Struktur einer digitalen Vermittlungsstelle . . . . .	53
3.6.2	Struktur eines digitalen Teilnehmermoduls . . . . .	54
3.6.3	Struktur der Teilnehmeranschlußleitung . . . . .	55
3.6.4	Alternative Implementierung für die Behandlung der p-Daten . . . . .	56
4	<b>Verkehrstheoretische Modellierung des Netzzuganges</b> . . . . .	<b>57</b>
4.1	Prinzipien der verkehrstheoretischen Modellierung und Analyse . . . . .	57
4.1.1	Ankunftsprozesse . . . . .	57
4.1.1.1	Negativ-exponentielle Verteilung (M) . . . . .	58
4.1.1.2	Deterministische Verteilung (D) . . . . .	59
4.1.1.3	Verallgemeinerte Erlang-Verteilung ( $E_{k-1,k}$ ) . . . . .	59
4.1.1.4	Verschobene Exponentialverteilung (D-M) . . . . .	60
4.1.1.5	Hyperexponentielle Verteilung zweiter Ordnung ( $H_2$ ) . . . . .	61
4.1.1.6	Gamma-Verteilung ( $\Gamma$ ) . . . . .	62
4.1.1.7	Zustandsabhängige Ankunftsprozesse . . . . .	62
4.1.1.8	Gruppenankunftsprozesse . . . . .	63
4.1.1.9	Ankunftsprozesse innerhalb von Systemen . . . . .	63
4.1.2	Bedienungsprozesse . . . . .	63
4.1.3	Systemmodelle . . . . .	64
4.2	Leistungsgrößen des Gesamtsystems . . . . .	64
4.3	Grundmodelle . . . . .	67
4.3.1	Verlustsysteme, Wartesysteme, Warteverlustsysteme . . . . .	68
4.3.2	GI/G/1-System . . . . .	69

4.3.3	Prioritätensystem mit nichtunterbrechenden Prioritäten . . . . .	71
4.3.4	Polling-Systeme mit nichterschöpfender Abfertigung ohne Umschaltzeiten . . . . .	72
4.3.5	Prioritätspollingsysteme . . . . .	73
4.3.6	D-Kanal-Zugriffsprotokoll . . . . .	74
4.3.7	GI/G/∞-System . . . . .	75
4.4	Netzmodelle . . . . .	75
4.4.1	Produktformlösung . . . . .	75
4.4.2	Dekompositionsansatz . . . . .	77
4.4.3	Zeitdiskrete Analyse . . . . .	78
4.5	Protokollmechanismen . . . . .	79
4.5.1	Sicherungsprotokolle . . . . .	79
4.5.2	Fenstermechanismen . . . . .	80
4.6	Simulationsmodelle . . . . .	82
4.6.1	Grundsätzliches . . . . .	82
4.6.2	Simulationsmodell für die D-Kanal Behandlung bei einem Basisanschluß . . . . .	84
<b>5</b>	<b>Leistungsuntersuchungen durch Simulation</b>	<b>87</b>
5.1	Allgemeines . . . . .	87
5.2	Implementierungsgesichtspunkte . . . . .	89
5.2.1	Steuerungsstruktur . . . . .	89
5.2.2	Implementierung von Protokollmechanismen . . . . .	90
5.3	Anwendung . . . . .	91
<b>6</b>	<b>Analytische Leistungsuntersuchungen</b>	<b>92</b>
6.1	Teilmodelle . . . . .	92
6.1.1	Ausgangsprozesse im $\sum_i GI_i/G_i/1$ -System . . . . .	92
6.1.2	Prioritätspollingsystem . . . . .	98
6.1.3	D-Kanal-Zugriffsprotokoll . . . . .	104
6.1.4	Zugangverzögerung bei endlicher Fenstergröße . . . . .	112
6.1.4.1	Näherungsweise Bestimmung der Zustandswahrscheinlichkeiten im M/G/1-∞-System . . . . .	112
6.1.4.2	Mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange . . . . .	114
6.2	Signaliserverzögerungen am Basisanschluß bei Berücksichtigung konkreter Implementierungen . . . . .	115
6.2.1	Allgemeines . . . . .	115
6.2.2	Szenarien, bei denen ein Endgerät beteiligt ist . . . . .	117
6.2.3	Szenarien, bei denen mehrere Endgeräte beteiligt sind . . . . .	117
6.2.4	Exemplarische Ergebnisse . . . . .	118

6.3	Mittlere Durchlaufzeiten bei gemultiplexten Schicht-2-Verbindungen . . . .	121
6.3.1	Modell . . . . .	121
6.3.2	Fehlerwahrscheinlichkeiten . . . . .	122
6.3.3	Ankunftsrate der Schicht-2-Rahmen . . . . .	123
6.3.3.1	Erhöhung der Ankunftsrate der I-Rahmen . . . . .	123
6.3.3.2	Ankunftsrate der S-Rahmen . . . . .	124
6.3.4	Wartezeiten . . . . .	125
6.3.5	Effektive Übertragungszeit . . . . .	126
6.3.5.1	Bestimmung von $t_1$ . . . . .	127
6.3.5.2	Bestimmung von $t_2$ . . . . .	130
6.3.6	Durchlaufzeit und Quittierungsverzögerung ohne Fensterbegrenzung	131
6.3.7	Mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange und Gesamtdurchlaufzeit . . . . .	131
6.4	Statistisches Multiplexen von D-Kanälen auf Basiskanäle . . . . .	135
6.4.1	Verlustwahrscheinlichkeit . . . . .	137
6.4.2	Verteilung der Anzahl belegter Basiskanäle . . . . .	138
6.4.2.1	Gepackte Belegungen . . . . .	139
6.4.2.2	Geordnete Suche ab Nullstellung . . . . .	139
7	<b>Zusammenfassung und Ausblick</b>	<b>143</b>
	<b>Literaturverzeichnis</b>	<b>146</b>

## Abkürzungen

AGF	Additional Global Functions
AMI	Alternate Mark Inversion
BC	Broadcast
BGF	Basic Global Functions
CB	Channel Bank
CCITT	Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique
CCNC	Common Channel Network Controller
CEP	Connection End Point
CP	Coordination Processor
CR	Call Reference
D	Deterministische Verteilung
DISC	Disconnect
DL-C	Data Link Control
DL-Rx	Data Link Receiver
DL-Tx	Data Link Transmitter
DLCI	Data Link Control Identifier
DLU	Digital Line Unit
DM	Disconnected Mode
$E_k$	Erlang-k-Verteilung
EPIC	Extended PCM Interface Controller
ET	Exchange Termination
EWSD	Elektronisches Wählsystem Digital
FCS	Frame Check Sequence
FIFO	First In First Out
FRMR	Frame Reject
FTZ	Fernmeldetechnisches Zentralamt
G	General (allgemeiner Zufallsprozeß)
GI	General Independent (allgemeiner unabhängiger Zufallsprozeß)
GN	Geordnete Suche ab Nullstellung
HDLIC	High Level Data Link Control
HLF	Higher Layer Functions
HSCC	High Level Serial Communication Controller
$H_2$	Hyperexponentielle Verteilung 2. Ordnung
I	Information
IBC	ISDN Burst Controller
ICC	ISDN Communication Controller
IDEC	ISDN Digital Exchange Controller

IEC	ISDN Echo Cancellor
ISAC-S	ISDN Subscriber Access Controller - S-Interface
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISO	International Organization for Standardization
LAP	Link Access Procedure
LAPD	Link Access Procedure D-Channel
LCP	Line Card Processor
LIFO	Last In First Out
LLF	Lower Layer Functions
LT	Line Termination
LTG	Line Trunk Group
L1	Layer 1
L2	Layer 2
L3	Layer 3
M	Markoffsche (negativ-exponentielle) Verteilung
NT	Network Termination
NT1	Network Termination Layer 1
NT2	Network Termination Layer 2 ...
O&M	Operation and Management
p	Paketierte Nutzdaten
P/F	Poll/Final-Bit
PBC	Peripheral Board Controller
PC	Power Control
PCM	Pulse Code Modulation
PDC	Primary Digital Carrier
PP	Point-to-Point
QNA	Queueing Network Analyzer
REJ	Reject
RNR	Receive Not Ready
RR	Receive Ready
s	Signalisierinformationen
S	Supervisory
SABME	Set Asynchronous Balanced Mode Extended
SAP	Service Access Point
SAPI	Service Access Point Identifier
SBC	S-Bus Controller
SDC	Secondary Digital Carrier
SDL	Specification and Description Language
SLMA	Subscriber Line Module Analog

SLMD	Subscriber Line Module Digital
SN	Switching Network
SpK	Summe-p-Kanal
TA	Terminal Adapter
TE	Terminal Equipment
TEI	Terminal Endpoint Identifier
U	Unnumbered
UA	Unnumbered Acknowledge
UI	Unnumbered Information
UT	U-Transceiver
WS	Warteschlange
XID	Exchange Identification

## Formelzeichen

Die typische Verwendung einiger Formelzeichen soll am Beispiel des Ankunftsabstandes dargestellt werden:

$T_A$	Zufallsvariable für den Ankunftsabstand
$F_A(t)$	Verteilungsfunktion
$f_A(t)$	Verteilungsdichtefunktion
$E[T_A] = t_A$	Mittelwert oder erstes gewöhnliches Moment
$E[T_A^2] = t_A^{(2)}$	zweites gewöhnliches Moment
$VAR[T_A]$	Varianz
$\Phi_A(s)$	Laplace-Transformierte der Verteilungsdichtefunktion
$\lambda = 1/t_A$	Ankunftsrate
$P\{T_A \leq t\} = F_A(t)$	Wahrscheinlichkeit, daß $T_A \leq t$
$A = \lambda h$	Angebot
$B$	Verlust- bzw. Blockierwahrscheinlichkeit
$C$	Zählvariable für D-Kanal-Zugriffsverfahren
$c$	Korrekturfaktor
$c_H^2$	quadrierter Variationskoeffizient der Bedienzeitverteilungsfunktion
$G(z)$	erzeugende Funktion
$h$	mittlere Bedienzeit
$h^{(2)}$	zweites gewöhnliches Moment der Bedienzeitverteilungsfunktion
$L$	Informationsfeldlänge
$N(R)$	Empfangsfolgennummer
$N(S)$	Sendefolgennummer

$P_{Bit}$	Bitfehlerwahrscheinlichkeit
$P_F$	Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit
$q$	Quellenzahl
$T_C$	Zykluszeit
$T_C^R$	Restzykluszeit
$T_D$	Ausgangsabstand
$T_E$	Abstand zwischen einzelnen Störungen
$T_H$	Bedienzeit
$T_L$	Laufzeit (über einen Kanal)
$T_{out}$	Laufzeit eines Überwachungstimers
$T_{\bar{u}}$	Übertragungszeit
$T_w$	Wartezeit
$u$	mittlere Restarbeit im System
$V(R)$	Empfangsfolgezähler
$V(S)$	Sendefolgezähler
$w$	momentane Fenstergröße
$W$	maximale Fenstergröße
$X_1, X_2$	Wert von $C$ für normale bzw. niedrige Prioritätsebene beim D-Kanal-Zugriffsverfahren
$Y$	Verkehrswert
$\alpha$	Ankunftsrate pro freier Quelle
$\beta = \alpha h$	Angebot pro freier Quelle
$\mu = 1/h$	Enderate
$\nu$	Übertragungsrate
$\rho$	Auslastung einer Bedieneinheit
$\sigma$	Übertragungsrichtung
$\Phi^{(V)}(s)$	Laplace-Transformierte der Vorwärtsrekurrenzzeitverteilungsdichtefunktion
$\Omega$	mittlere Warteschlangenlänge

# Kapitel 1

## Einleitung

### 1.1 Charakterisierung des diensteintegrierenden Digitalnetzes ISDN

Die gegenwärtige Entwicklung der Kommunikationstechnik ist im wesentlichen durch zwei Entwicklungen geprägt: die digitale Form der Darstellung aller zu übermittelnden und zu verarbeitenden Signale – unabhängig von den durch die Signale repräsentierten Informationsarten Sprache, Text, Daten, Bilder – und die Integration von Techniken und Diensten, die erst durch die Ausrichtung der Kommunikationstechnik auf Digitalsignale vollständig realisierbar wird. Durch den zunehmenden Einsatz von – ihrer Natur nach – digitalen Informationsarten, Text und Daten, in Form von Diensten wie „Teletex“, „Bildschirmtext“, „paketorientierte Datenkommunikation zwischen Rechenanlagen“, „elektronische Briefdienste“, steigt der Bedarf an einer flächendeckenden Versorgung mit digitalen Teilnehmeranschlüssen stark an. Dieser Bedarf kann durch die vorhandenen Text- und Datennetze, wie sie beispielsweise in der Bundesrepublik Deutschland in Form von DATEX-L für durchschaltvermittelte und DATEX-P für paketvermittelte Übertragung bestehen, nur unzureichend und zu verhältnismäßig hohen Kosten erfüllt werden. Diese Netze sind gegenwärtig in der Lage, Datenraten bis hin zu 64 kbit/s zu übertragen, wobei allerdings die überwiegende Mehrzahl der Anschlüsse in den Geschwindigkeitsklassen 2400 bit/s – 9600 bit/s arbeitet. Für höhere Datenraten können zur Zeit nur Spezialnetze, die auf von der Fernmeldeverwaltung gemieteten Standleitungen basieren, verwendet werden.

Aufgrund der fehlenden Flächendeckung der digitalen Netze wird häufig *das* flächendeckende Kommunikationsnetz schlechthin, das analoge Fernsprechnet, als Ersatz für bzw. als Zugangsnetz zu den Digitalnetzen verwendet, indem mit Hilfe von Modems die digitalen Signale über die Leitungen mit analoger Übertragungstechnik übertragen werden. Durch die damit erzielbaren geringen Datenraten (in den meisten Fällen 1200 bit/s), sind die

Anwendungsmöglichkeiten allerdings sehr eingeschränkt.

Bei der Suche nach Auswegen aus dieser Situation mußten zuallererst Wirtschaftlichkeitsbetrachtungen angestellt werden, um zu entscheiden, welches der bestehenden Netze die Basis für ein zukünftiges diensteintegrierendes Digitalnetz sein sollte. Hierbei wurde sehr schnell klar, daß das Fernsprechnet mit seiner bestehenden Infrastruktur, vor allem im Teilnehmeranschlußbereich, die einzige wirtschaftlich vertretbare Möglichkeit bietet. Dies wird verständlich, wenn man weiß, daß das Anschlußleitungsnetz des Fernsprechnetes den überwiegenden Anteil dessen Wiederbeschaffungswertes repräsentiert. Man hat hier eine mittlere Anschlußleitungslänge von 2,3 km gegenüber mehr als 6 km bei den bestehenden Digitalnetzen zur Verfügung. Weiter kommt hinzu, daß durch die Preiswürdigkeit der digitalen Übertragungs- und Vermittlungstechnik bereits begonnen wurde, die Übertragung zwischen den einzelnen Vermittlungsstellen und die Fernsprechvermittlung selbst zu digitalisieren.

Nachdem nun noch die technische Möglichkeit geschaffen wurde, auf der herkömmlichen Teilnehmeranschlußleitung Digitalsignale im Vollduplexbetrieb mit Datenraten bis etwa 200 kbit/s zu übertragen, konnte, zumindestens von der Seite der Übertragungstechnik her, der letzte Schritt getan werden, um das Fernsprechnet zum diensteintegrierenden Digitalnetz „ISDN“ (Integrated Services Digital Network) auszubauen.

Um diese übertragungstechnischen Möglichkeiten allerdings überhaupt nutzen zu können, waren noch weitere Schritte erforderlich:

- die Definition und der Aufbau eines Zeichengabe- oder Signalisierernetzes für den Zwischenamtsbereich (d.h. zwischen den Vermittlungsstellen),
- die Definition einer Kanalstruktur für den Teilnehmeranschlußbereich, wobei die Signalisierung für die Benutzung der Nutzkanäle und die Inanspruchnahme sonstiger Dienste parallel zum eigentlichen Nutzsinal erfolgen soll (Außerbandsignalisierung),
- die Definition von Diensten, die das Netz zu erbringen hat.

Da dieses Netz nicht auf einen nationalen Rahmen beschränkt sein soll, und die Endgeräte an diesem Netz, ähnlich wie an den - international standardisierten - Netzzugängen der Datennetze, an jedem beliebigen Anschluß verwendet werden sollen (auch um die Möglichkeit eines internationalen Endgerätemarktes zu eröffnen), war es notwendig, hierfür internationale Standards zu entwickeln

Im Rahmen des CCITT haben sich Fernmeldverwaltungen und Hersteller in relativ kurzer Zeit innerhalb der Studienperiode von 1980-1984 auf einen Satz von Empfehlungen geeinigt [11], um das ISDN möglichst rasch Wirklichkeit werden zu lassen. Parallel dazu sind in der Bundesrepublik Deutschland im nationalen Rahmen Vorschriften in enger Zusammenarbeit zwischen FTZ und Herstellern entstanden [53], die sich möglichst eng an die

Arbeiten im CCITT anlehnten, dort entstandene, oft mit Optionen versehene Empfehlungen jedoch präzisieren.

Damit wurde für das ISDN folgendes definiert:

- Die Teilnehmerschnittstelle besteht pro Richtung aus zwei Basiskanälen (B-Kanälen) mit je 64 kbit/s und einem Signalisierkanal (D-Kanal) mit 16 kbit/s, die im Zeitmultiplex über die herkömmliche zweidrähtige Teilnehmeranschlußleitung, den sogenannten Basisanschluß (Basic Access) übertragen werden. Für höhere Bandbreitenanforderungen, z.B. zum Anschluß von Nebenstellenanlagen oder Großrechenanlagen wurde der Primärmultiplexanschluß (Primary Rate Access) definiert, der 30 B-Kanäle mit je 64 kbit/s und einen D-Kanal mit 64 kbit/s trägt. Dieser Anschluß verwendet die eingeführten PCM 30-Übertragungssysteme.
- Um den D-Kanal des Basisanschlusses gleichzeitig für mehrere Endgeräte verwenden zu können, wird er paketorientiert betrieben. Wenn man die Signalisierbelastung einer herkömmlichen Teilnehmeranschlußleitung betrachtet und für ISDN-Verhältnisse großzügig hochrechnet, kommt man trotz der Möglichkeiten, die das ISDN außer der reinen Übertragung von Wählziffern an Signalisierung benötigt und ermöglicht, zu dem Schluß, daß der D-Kanal im Mittel der Zeit praktisch unausgelastet ist. CCITT empfiehlt daher, diesen Kanal für paketorientierte Nutzdatenübertragung mitzuverwenden [29], wobei der Signalisierinformation beim Zugang zum D-Kanal Priorität eingeräumt wird.
- An einem Basisanschluß können bis zu 8 Endgeräte angeschlossen sein (von denen allerdings zu einem Zeitpunkt nur zwei je einen B-Kanal benutzen können), die mit beliebigen Diensten arbeiten dürfen und trotzdem unter einer gemeinsamen Rufnummer erreicht werden. Der Anschluß jedes einzelnen Endgerätes erfolgt über eine einheitliche Steckverbindung, die oft als „Kommunikationssteckdose“ bezeichnet wird.
- Die Übermittlung der Information kann sowohl durchschaltvermittelt, fest geschaltet, als auch paketvermittelt erfolgen. Dies kann netzintern durch unterschiedliche Subnetze realisiert werden; der Benutzer sieht jedoch nur *ein* ISDN.
- Die Zwischenamtssignalisierung erfolgt auf der Basis des Signalisiersystems No. 7 [34]. Hierbei handelt es sich um ein paketorientiertes, dem eigentlichen Nutzwegnetz überlagertes und nur dem Zweck der Zeichengabe zwischen den Vermittlungen dienendes Netz.
- Um die Einführung überhaupt zu ermöglichen, müssen Übergänge zu bestehenden Netzen gemäß den erarbeiteten Spezifikationen eingerichtet werden.

## 1.2 Zweck der Arbeit

Die vorliegende Arbeit beschäftigt sich mit der funktionellen und verkehrsmäßigen Modellierung und Analyse des Netzzuganges zum diensteintegrierenden Digitalnetz ISDN.

Mit der funktionellen Modellierung ist die Darstellung der ISDN-Protokollarchitektur und ihrer Umsetzung in reale Implementierungen gemeint. Die ISDN-Protokollarchitektur wurde von CCITT in Anlehnung an das ISO-Schichtenmodell für offene Kommunikationssysteme [57,37] definiert. Da dies aber nicht in letzter Konsequenz möglich war, bestehen gewisse Probleme beim Einsatz von ISO-Protokollen im Rahmen des ISDN.

Der eigentliche Schwerpunkt der Arbeit besteht aus der Modellierung und der mathematischen und simulativen Analyse der verkehrsmäßigen Eigenschaften der Protokolle und Komponenten für den ISDN-Teilnehmerzugang. Hierbei interessieren vorwiegend Zeiten, die bei der D-Kanal Signalisierung auftreten und Transferzeiten bei der paketorientierten Nutzdatenübermittlung über B- und D-Kanäle. Weiterhin werden Grundmodelle analysiert, die zunächst im Rahmen der Analyse des Teilnehmerzuganges auftreten, aber darüber hinaus von grundsätzlicher Bedeutung für ähnliche verkehrstheoretische Aufgabenstellungen sind.

Die Analyse ist die Basis für die Bewertung von Entwurfsalternativen bei der Entwicklung von Komponenten für den ISDN-Teilnehmerzugang und deren Dimensionierung. Umgekehrt können bei gegebenen Implementierungen Richtwerte für zulässige Verkehrsbelastungen des Teilnehmerzugangssystems ermittelt werden, bei denen Vorgaben für bestimmte Verkehrsgüteparameter eingehalten werden. Dieses Vorgehen wird häufig als „Traffic Engineering“ bezeichnet.

## 1.3 Übersicht über die Arbeit

Um Leistungsbetrachtungen für ein komplexes System wie den ISDN-Teilnehmerzugang anzustellen, muß zunächst dessen Struktur in allen Einzelheiten bekannt sein. Diese Struktur drückt sich in den funktionellen Komponenten wie z.B. Hardwarebaugruppen, Betriebssystemfunktionen auf den eingesetzten Prozessoren, Prozesse zur Protokollbehandlung aus, sowie in den logischen Komponenten wie z.B. Protokollinstanzen, Dienstzugangspunkte. Ferner sind Annahmen über Verkehrsparameter zu treffen, die auf Messungen an realen Systemen, deren Extrapolationen in die Zukunft oder Schätzungen beruhen.

Aus diesem Grund wurde diesen Strukturaspekten und der daraus abgeleiteten Modellierung ein verhältnismäßig breiter Raum gewidmet.

Das Kapitel 2 enthält eine Darstellung der Architektur des ISDN, wie sie von CCITT spezifiziert wurde. Hierbei wurde versucht, die über mehrere Empfehlungen verteilten, dort ziemlich abstrakt und teilweise redundant dargestellten Konzepte zusammenzufassen und durchsichtig zu machen. Dies kann allerdings im Rahmen dieser Arbeit nicht vollständig getan werden, so daß die für das Verständnis der Arbeit nicht zwingend notwendigen Konzepte für den Netzbetrieb und die Netzkopplung vernachlässigt werden mußten. Dargestellt sind statt dessen die Dienst- und Netzkonzepte und das ISDN-Protokoll-Referenzmodell, das den Rahmen der innerhalb des ISDN verwendeten Protokolle repräsentiert.

Im Kapitel 3 wird die funktionelle Modellierung und die Realisierung des Netzzugangs behandelt. Da im Rahmen des Netzzugangs die B-Kanäle als transparente digitale Übertragungsmedien betrachtet werden können, beschränkt sich die funktionelle Modellierung auf die Aspekte des D-Kanals. Es werden zunächst dessen logische Struktur in Bezug auf die dort anzutreffenden Protokollinstanzen der Schichten 2 und 3 und die damit verbundenen Dienstzugangspunkte und Multiplexmechanismen dargestellt. Damit ist dann die Grundlage geschaffen für eine detaillierte Darstellung der Protokollmechanismen der unteren drei Schichten. Aus der Definition dieser Protokollmechanismen wird dann eine geeignete Prozeßzerlegung für die Protokolle der Schichten 2 und 3 durchgeführt und Bezug auf die detaillierten Formalspezifikationen dieser Prozesse genommen, wie sie inzwischen in nationalen und internationalen Empfehlungen veröffentlicht sind. Diese logischen Konzepte haben schließlich Auswirkungen auf die hardwaremäßige Gestaltung des Teilnehmeranschlusses. Dies wird am konkreten Beispiel eines auf dem Markt befindlichen Vermittlungssystems aufgezeigt.

Das Kapitel 4 beschäftigt sich mit der verkehrstheoretischen Modellierung des Netzzugangs. Ausgehend von den Prinzipien der verkehrstheoretischen Modellierung und Analyse, wozu auch eine Behandlung der verschiedenen Typen von Ankunfts- und Bedienprozessen gehört, werden die Leistungsgrößen des Gesamtsystems definiert. Für die Ableitung des Simulationsmodells, das dann in Teilen auch der mathematisch-analytischen Untersuchung zugrunde liegt, werden die dazu notwendigen Teilmodelle ausführlich beschrieben, deren Vor- und Nachteile für die betrachtete Anwendung diskutiert, und wo bereits Ergebnisse vorhanden waren, diese zitiert.

Der Leistungsuntersuchung durch Simulation ist das 5. Kapitel gewidmet. Es enthält zunächst einige allgemeine Aspekte der Verkehrssimulation. Nachdem die zu simulierenden Systeme immer größer und komplizierter werden, ist größter Wert auf eine übersichtliche und gleichzeitig laufzeiteffiziente Umsetzung des Modells in ein Simulationsprogramm eine zwingende Notwendigkeit. Durch Vergleich mit den Prinzipien der Betriebssystemprogrammierung wird die Steuerungsstruktur eines solchen Programms diskutiert. Besonderer Wert wurde auf die Implementierung von Protokollmechanismen gelegt, die in praktisch allen interessierenden Systemen vorkommen.

Wie bereits erwähnt wurde, bilden die im Kapitel 6 dargestellten Leistungsuntersuchungen den Kern der Arbeit. Um die hauptsächlich interessierenden Leistungsgrößen wie Signalisierverzögerungen und Durchlaufzeiten bei gemultiplexten Schicht-2-Verbindungen berechnen zu können, war es nötig, einige Teilmodelle, die im Rahmen dieser Analysen auftreten, vorab zu behandeln und Verfahren für deren verkehrstheoretische Untersuchung zu entwickeln. Die dabei entstandenen Verfahren für die Berechnung von klassenindividuellen Ausgangsprozessen in GI/G/1-Systemen mit mehreren Klassen von Anforderungen, von Prioritätspollingsystemen, des D-Kanal-Zugriffsverfahrens und der Zugangsverzögerungen, die durch Fensterbegrenzung bei Protokollen auftreten, liefern auch über den Rahmen dieser Arbeit hinaus wichtige Teilergebnisse für die Analyse ähnlicher Systeme.

Den Abschluß des Kapitels bildet die Darstellung eines Verfahrens zur Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeit und der Anzahl belegter Basiskanäle, wenn die Verkehrsströme von jeweils vier paketorientierten D-Kanälen auf einen Basiskanal gemultiplext werden.

Das Kapitel 7 faßt schließlich die wichtigsten Ergebnisse zusammen und gibt einen Ausblick auf mögliche weitere Anwendungen und Erweiterungen der behandelten Ansätze.

# Kapitel 2

## Architektur des ISDN

Ein Netz von der Leistungsfähigkeit und vom Umfang eines ISDN besitzt zwangsläufig eine erhebliche Komplexität. Um diese Komplexität handhaben zu können, ist es notwendig, die Aufgaben, die Funktionen und die Struktur eines solchen Netzes ausgehend von groben bis hin zu sehr feinen Spezifikationen darzustellen. Dies wurde mit den CCITT-Empfehlungen der I-Serie getan.

Das folgende Kapitel soll einen Einblick in die Architektur und die Konzepte des ISDN geben, wobei das Schwergewicht auf den funktionellen Aspekten liegt, die zur Definition der Protokolle des Teilnehmeranschlusses geführt haben.

### 2.1 Dienst- und Netzkonzepte

#### 2.1.1 Dienstkonzept des ISDN

Kommunikationsdienste werden den Benutzern zur Kommunikation über öffentliche und private Netze von den Fernmeldeverwaltungen, privaten Netzbetreibern oder Diensteanbietern zur Verfügung gestellt. Beispiele dafür sind die Dienste Fernsprechen, Teletex, Telefax, Bildschirmtext, Datenübertragung. Die Dienste werden charakterisiert durch ihre technischen, betrieblichen und benutzungsrechtlichen Dienstmerkmale. Diese beschreiben sämtliche Kommunikationsformen und -protokolle<sup>1</sup>, die zur Abwicklung der dem jeweiligen Dienst zugeordneten Kommunikationsmöglichkeiten erforderlich sind.

Diese Funktionen und Protokolle lassen sich entsprechend der Struktur der sieben Schichten des ISO-Architekturmodells für offene Kommunikationssysteme gliedern, wie es

---

<sup>1</sup>Ein Kommunikationsprotokoll definiert eine Menge von Vorschriften und Datenformaten, um die Kommunikation zwischen Protokollinstanzen zu steuern.

in Bild 2.1 dargestellt ist.

7	Anwendungsschicht	Application Layer	A
6	Darstellungsschicht	Presentation Layer	P
5	Kommunikationssteuerschicht	Session Layer	S
4	Transportschicht	Transport Layer	T
3	Vermittlungsschicht	Network Layer	N
2	Sicherungsschicht	Data Link Layer	DL
1	Bitübertragungsschicht	Physical Layer	Ph

Bild 2.1: Schichten des ISO-Architekturmodells für offene Kommunikationssysteme

Je nach Umfang der Standardisierung der Kommunikationsfunktionen und -protokolle in Bezug auf die Schichten des Architekturmodells werden die Dienste bei CCITT in zwei Gruppen unterteilt: Übermittlungsdienste (Bearer Services) und Teledienste (Teleservices).

*Übermittlungsdienste* dienen der code- und anwendungsunabhängigen Datenübermittlung, wie sie bisher in den Übermittlungsdiensten DATEX-L und DATEX-P im Integrierten Text- und Datennetz IDN der Deutschen Bundespost realisiert ist. Die technischen Festlegungen dieser Dienste umfassen die für den Nachrichtentransport erforderlichen übermittlungstechnischen Funktionen der Schichten 1 bis 3 des ISO-Architekturmodells. Dies sind bei durchschaltvermittelten Diensten die diesen Schichten zugeordneten Funktionen zur Signalisierung (D-Kanal-Protokoll bzw. Signalisiersystem No. 7) und die Funktionen der Schicht 1 für die Übermittlung der Nutzinformation (Schicht-1-Funktionen des B-Kanals). Bei paketvermittelten Übermittlungsdiensten sind zum Transport der Nutzinformation außerdem noch die Funktionen der Schichten 2 und 3 festgelegt. Ein Übermittlungsdienst stellt nur den Informationstransport im Bereich zwischen den jeweiligen Benutzer-Netz-Schnittstellen sicher, d.h. die Kompatibilität der Kommunikationsfunktionen (Protokolle) in den Endeinrichtungen liegt – im Gegensatz zu den Telediensten – in der Verantwortung der Betreiber dieser Endeinrichtungen. (Bild 2.2)

Unter den *Telediensten* werden Dienste für die direkte Benutzer-Benutzer-Kommunikation unter Festlegung der Kommunikationsfunktionen der Endeinrichtungen verstanden (Bild 2.3). Die Kommunikationsformen umfassen zum einen sämtliche übermittlungstechnischen Funktionen und Kommunikationsprotokolle der Schichten 1 bis 3. Zum anderen gehören dazu die Funktionen und Protokolle zur Steuerung der Kommunikationsprozesse (z.B. zur Übermittlung von alphanumerischen Schriftzeichen oder Bildpunkten eines Faksimilebildes) und zur Darstellung der übermittelten Informationen bei der Reproduktion auf der Empfangsseite (Schichten 4 bis 7). Teledienste stellen durch ihre Festlegungen die Kompatibilität zwischen den für den jeweiligen Dienst zugelassenen Endeinrichtungen sicher, also u.a. hinsichtlich der Codierung und Struktur der zu übermittelnden Nutzinforma-

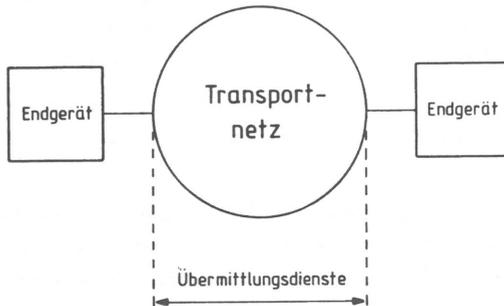


Bild 2.2: Definitionsbereich der Übermittlungsdienste

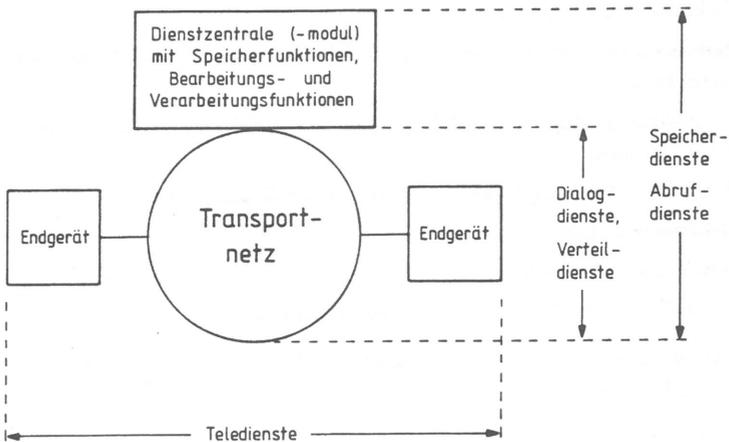


Bild 2.3: Definitionsbereich der Teledienste

mationen. Weiterhin enthalten die Teledienste noch die sogenannten *zusätzlichen Dienstmerkmale*, die gewisse Unterstützungsfunktionen des Netzes darstellen. Beim Dienst Fernsprechen handelt es sich dabei um Funktionen wie Anrufumleitung, Makeln, Weckdienst, Ruhe vor dem Telefon, usw.

### 2.1.2 Funktionskonzept

In der Spezifikation I.310 [18] sind die funktionellen Prinzipien des ISDN auf formale Weise definiert. Die ISDN-Funktionen (ISDN-Capabilities) werden dort aufgeteilt in Funktionen

der Schichten 1 bis 3 (LLF = Lower Layer Functions) und der Schichten 4 bis 7 (HLF = Higher Layer Functions). Diese Funktionen sind dafür zuständig, dem Benutzer die oben beschriebenen Übermittlungsdienste und Teledienste zu erbringen.

Die ISDN-Funktionen der Schichten 1 bis 3 werden durch eine Anzahl von *Globalfunktionen* beschrieben, von denen jede wiederum durch eine oder mehrere *Elementarfunktionen* realisiert wird.

Die Globalfunktionen werden aufgeteilt in Basisglobalfunktionen (BGF = Basic Global Functions), die die ISDN-Basisdienste unterstützen und zusätzliche Globalfunktionen (AGF = Additional Global Functions), die höherwertige Dienste unterstützen sollen.

Die Basisglobalfunktionen sind

- Verbindungssteuerung; Auf- und Abbau von Verbindungen
- Verkehrslenkung (Routing)
- Ressourcenverwaltung; Verwaltung von Übertragungs-, Vermittlungs- und Speichereinrichtungen
- Überwachung; Erkennen und Beseitigen von Problemen bei der Inanspruchnahme von Ressourcen
- Betrieb und Wartung (O&M = Operation and Maintenance)
- Gebührenerfassung
- Netzübergänge (Interworking)
- Bearbeitung von Schicht-2- und -3-Dateneinheiten

Einen umfangreichen Katalog der zugehörigen Elementarfunktionen findet man in der Empfehlung I.310 [18].

### 2.1.3 Basisarchitekturmodell

In praktischen ISDN-Implementierungen werden viele ISDN-Funktionen mit Hilfe der selben Netzelemente realisiert, wogegen andere Funktionen von eigenen Spezialkomponenten behandelt werden.

Die grundlegende Komponente eines ISDN ist ein Netz für die Durchschaltvermittlung von 64 kbit/s-Kanälen zwischen den einzelnen Benutzern. Zusätzlich werden, je nach nationalen Randbedingungen und Entwicklungsstrategien, Paketvermittlung, Mehrkanaldurchschaltung oder Breitbandkommunikation unterstützt.

Bild 2.4 zeigt das Basisarchitekturmodell des ISDN [20]. Darin sind 7 Hauptfunktionen eines ISDN dargestellt:

- lokale verbindungsorientierte Funktionen,
- schmalbandige (64 kbit/s) durchschaltevermittelnde Funktionseinheiten,
- schmalbandige (64 kbit/s) Funktionseinheiten für fest durchgeschaltete Verbindungen,
- paketvermittelnde Funktionseinheiten,
- vermittelnde Funktionseinheiten für Raten, die höher sind als 64 kbit/s,
- Funktionseinheiten für fest durchgeschaltete Verbindungen mit Raten, die höher sind als 64 kbit/s.
- Zentralkanal-Zwischenamtssignalisierung, entsprechend dem CCITT Signalisiersystem No. 7,

Diese einzelnen Komponenten müssen nicht von unterschiedlichen Netzen zur Verfügung gestellt werden, sondern können, abhängig davon, wie sie sich günstig realisieren lassen, gemeinsam implementiert werden.

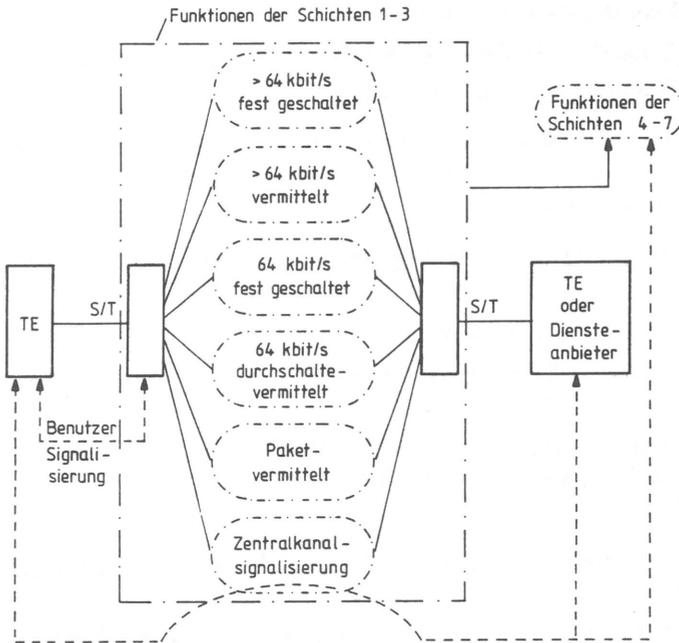


Bild 2.4: ISDN-Basisarchitekturmodell

Auf Funktionen der höheren Schichten, die in Verbindung mit einem ISDN realisiert werden, kann mit Hilfe der erwähnten Funktionseinheiten zugegriffen werden. Diese höherwertigen Funktionen können entweder vollständig im ISDN implementiert werden, von speziellen Netzen oder von spezialisierten Diensteanbietern angeboten werden. Prinzipiell gilt aber, daß dies dem Benutzer verborgen bleibt, d.h. er sieht nur *ein* ISDN.

#### 2.1.4 Kanalstruktur

Der Nutzkanal mit der niedrigsten Bitrate im ISDN ist der Basiskanal (B-Kanal) mit 64 kbit/s. Falls kleinere Bitraten verwendet werden sollen, sind diese in geeigneter Weise mit Hilfe von Füllbits auf 64 kbit/s anzupassen, wobei gegebenenfalls mehrere Ströme statisch gemultiplext werden können.

Für höhere Bandbreitenanforderungen wurde eine Hierarchie von Kanalstrukturen definiert [16], die auf Vielfachen der Bandbreite eines B-Kanals beruhen:

- 2 B-Kanäle; 128 kbit/s
- 6 B-Kanäle; 384 kbit/s ( $H_0$ -Kanal)
- 24 B-Kanäle; 1536 kbit/s ( $H_{11}$ -Kanal)
- 30 B-Kanäle; 1920 kbit/s ( $H_{12}$ -Kanal)

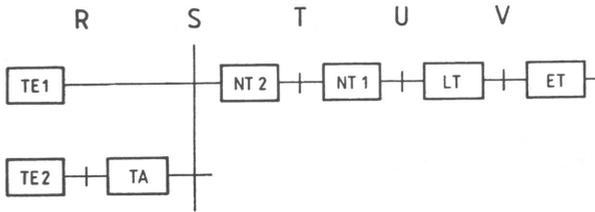
Der  $H_{11}$ -Kanal hat seine Bedeutung in Netzen, in denen die Primärrate 1544 kbit/s beträgt (USA und Japan). Entsprechend hat der  $H_{12}$ -Kanal seine Bedeutung für eine Primärrate von 2048 kbit/s.

Für die Benutzung in einem Breitband-ISDN sind die folgenden Kanalstrukturen definiert [13]:

- $H_{21}$ -Kanal mit 32,768 Mbit/s
- $H_{22}$ -Kanal im Bereich von 43 bis 45 Mbit/s, wobei die Bitrate ein ganzzahliges Vielfaches von 64 kbit/s sein soll
- $H_4$ -Kanal im Bereich von 132 bis 138,240 Mbit/s, wobei die Bitrate ein ganzzahliges Vielfaches von 64 kbit/s sein soll

#### 2.1.5 Bezugskonfiguration für den Teilnehmeranschluß

Das Bild 2.5 zeigt die in der Spezifikation I.411 [22] definierte Bezugskonfiguration für den Teilnehmeranschluß mit den standardisierten Schnittstellen. Die S-Schnittstelle ist die eigentliche ISDN-Schnittstelle, an die der Teilnehmer alle seine Endgeräte anschließen



- TE1 ISDN-Endgerät (Terminal Equipment)
- TE2 Herkömmliches Endgerät
- TA Endgeräteanpassung (Terminal Adapter)
- NT1,2 Netzabschluß (Network Termination)
- LT Leitungsabschluß (Line Termination)
- ET Vermittlungsabschluß (Exchange Termination)
- R ... V ISDN-Schnittstellen

Bild 2.5: Beuzungskonfiguration für den ISDN-Teilnehmeranschluß

kann. Solche Endgeräte, die dieser Schnittstellenspezifikation genügen, sind hier als TE1 bezeichnet. Um allerdings auch vorhandene Endgeräte (TE2) mit anderen Schnittstellen am ISDN betreiben zu können, müssen diese Gebrauch von einer Endgeräteanpassung (TA = Terminal Adapter) machen. Damit ist die R-Schnittstelle diejenige Schnittstelle, für die das entsprechende TE2 ausgelegt ist. Die S-Schnittstelle ist in der Empfehlung I.430 [23] vollständig, d.h. in Bezug auf ihre elektrischen und logischen Eigenschaften international spezifiziert.

Die U-Schnittstelle stellt die eigentliche Teilnehmeranschlußleitung zur Vermittlungsstelle dar. Diese Schnittstelle ist nur bezüglich ihrer logischen Funktionen international spezifiziert. Die elektrischen Eigenschaften können in nationalen Spezifikationen festgelegt werden, da diese abhängig von nationalen Gegebenheiten gemacht werden sollten, wie z.B. Art der verlegten Kabel, typische Anschlußleitungslängen, u.s.w.

In Richtung zu den Endgeräten wird diese Leitung vom Netzabschluß für die Schicht 1 (NT1 = Network Termination Layer 1) abgeschlossen, und es entsteht dadurch die T-Schnittstelle. Zu der Vermittlungsstelle hin erfolgt dies durch den Leitungsabschluß (LT = Line Termination), wodurch die V-Schnittstelle entsteht, die allerdings eine reine systeminterne Schnittstelle darstellt.

Die Bearbeitung der Schicht-2- und -3-Funktionen übernimmt der Vermittlungsabschluß (ET = Exchange Termination). Die Funktionseinheit NT2 kann bei größeren Konfigurationen die Funktion einer Nebenstellenanlage haben, oder beispielsweise dazu dienen, die

Daten von paketorientierten Endgeräten auf einen gemeinsamen Basiskanal zu multiplexen. In vielen Fällen schrumpft die NT2 jedoch zur Nullfunktion und die Schnittstellen S und T fallen aufeinander.

### **2.1.6 Durchschaltevermittlung**

Durchschaltevermittelte Informationen mit Übertragungsraten bis 64 kbit/s werden auf der Teilnehmerschnittstelle durch B-Kanäle übertragen und von den durchschaltevermittelnden Funktionseinheiten des ISDN mit 64 kbit/s vermittelt. Durchschaltevermittlung kann auch auf höhere Übertragungsraten angewandt werden.

Die auf die Durchschaltevermittlung bezogene Signalisierung wird auf der Teilnehmerschnittstelle vom D-Kanal transportiert und von den lokalen verbindungsorientierten Funktionen der Vermittlungsstelle bearbeitet. Benutzer-(User-to-User)-Signalisierung kann mit Hilfe des Zentralkanal-Signalisiersystems weiter transportiert werden.

Durchzuschaltende Verbindungen mit höheren Übertragungsraten können im Schmalband-ISDN auf der Basis der Mehrkanaldurchschaltung, also der gemeinsamen Durchschaltung mehrerer Basiskanäle, oder mit Hilfe von breitbandigen Funktionseinheiten behandelt werden.

### **2.1.7 Paketvermittlung**

Für die Paketvermittlung innerhalb des ISDN gibt es eine Anzahl von unterschiedlichen Ansätzen, die sich durch die Art und den Umfang der Protokollbehandlung im Netz unterscheiden. Gemeinsam ist diesen Ansätzen die Art des Zugangs zum Netz:

#### **1. Zugang über den B-Kanal:**

- durchschaltevermittelter Zugang zu einem bestehenden Paketvermittlungsnetz (z.B. DATEX-P),
- durchschaltevermittelter Zugang zu Paketvermittlungsfunktionen im ISDN,

#### **2. Zugang über den D-Kanal:**

- Zugang zu Paketvermittlungsfunktionen im ISDN.

## 2.2 ISDN-Protokoll-Referenzmodell

Die Empfehlung I.320 definiert das im ISDN angewandte Protokoll-Referenzmodell, das prinzipiell an das ISO-Architekturmodell für offene Kommunikationssysteme angelehnt ist [37].

Beiden Modellen gemeinsam ist die Unterteilung der Kommunikationsfunktionen in Schichten und die Beschreibung der Beziehung dieser Schichten aufeinander. Die verbale Bezeichnung der Schichten (z.B. Network Layer) des ISO-Modells wird im ISDN-Modell jedoch nicht angewandt, da sie zu Mißdeutungen Anlaß sein könnte. Der Anwendungsbereich der beiden Modelle ist zudem sehr stark unterschiedlich.

Das Ziel des ISDN-Protokoll-Referenzmodells ist es, die Informationsflüsse für den gesamten Bereich der Telekommunikationsdienste zu modellieren. Diese bestehen, wie bereits erwähnt, aus Übertragungsdiensten und Telediensten. Diese Beschreibung muß ISDN-spezifische Merkmale mit einbeziehen, die in anderen Netzen nicht vorhanden sind. Das bedeutet beispielsweise die parallele Anwendung von Sprach-, Video-, Daten- oder Multi-Media-Übertragung.

Das ISO-Modell ist nicht auf ein spezielles Netz bezogen. In diesem Sinne ist es allgemeiner als das ISDN-Modell. Es ist aber speziell auf *Datenübertragung* abgestimmt und dadurch wiederum eingeschränkter als das ISDN-Modell.

Damit überlappen sich die beiden Modelle zum Teil, was es dann mit gewissen Einschränkungen ermöglicht, Endgeräte, die sich an das ISO-Modell halten, im ISDN zu betreiben [63,7].

Folgenden ISDN-Spezifika muß in einem ISDN-Protokollmodell Rechnung getragen werden:

- Steuerprozesse außerhalb des eigentlichen Nutzbandes, oder allgemeiner, Zusammenwirken zwischen mehreren miteinander gekoppelten Protokollen,
- Auswahl und Aushandeln der Verbindungscharakteristika,
- Unterbrechen von Verbindungen,
- Multi-Media Verbindungen,
- unsymmetrische Verbindungen,
- Netzmanagement und Wartungsfunktionen (z.B. Testschleifen),
- Aktivieren/Deaktivieren der Stromversorgung,
- Netzübergänge (Zusammenwirken mehrerer Netze),
- Durchschalten von Informationsflüssen,

- neue Schichtdefinitionen für Dienste, die sich nicht an das ISO-Modell halten (keine Datenanwendungen),
- Anwendung auf Systeme, die keine Endsysteme sind, wie z.B. Signalisiertransferpunkte und Netzübergangspunkte,
- Punkt-zu-Mehrpunkt Verbindungen,
- Anwendungen wie
  - Sprache,
  - Bewegtbild,
  - transparente Durchschaltung von Digitalsignalen,
  - Telex.

Die Außerbandsignalisierung und die Möglichkeit, während der aktiven Phase einer Verbindung zusätzliche Dienste in Anspruch zu nehmen, erfordern eine Trennung zwischen Steuer- und Nutzinformation. Dies wird im ISDN-Protokollmodell dadurch repräsentiert, daß das ISO-Modell in die dritte Dimension ausgeweitet wird<sup>2</sup>. Steuerinformationen werden in der Steuerungsebene (Control Plane, C) und Nutzinformationen in der Benutzerebene (User Plane, U) übertragen.

Die Information in der Benutzerebene kann entweder transparent zwischen den einzelnen Benutzern übertragen, oder im Netz bearbeitet werden.

Die Information in der Steuerungsebene dient den Zwecken

- der Verbindungssteuerung (Verbindungsauf- und -abbau),
- der Steuerung einer bereits bestehenden Verbindung (z.B. Umschaltung zwischen verschiedenen Diensten während einer Verbindung),
- zusätzliche Dienste in Anspruch zu nehmen.

Abhängig von der Art der Steuerinformation wird noch unterschieden, ob sie von lokaler oder von globaler Bedeutung ist. Die folgenden Beispiele sollen diesen Unterschied verdeutlichen:

- Aus der Sicht des ISDN-Benutzers hat
  - der gesamte dem Benutzer zu erbringende Dienst globale Bedeutung,
  - die Steuerung aller Ressourcen der Teilnehmerschnittstelle lokale Bedeutung.
- Aus der Sicht des Netzes hat

---

<sup>2</sup>Die beiden Dimensionen im ISO-Modell sind der Ort und die Schicht

- der gesamte Dienst, der mit Hilfe der ISDN-Verbindungstypen zu erbringen ist, globale Bedeutung,
- die Behandlung der Verbindungselemente lokale Bedeutung.

Zusätzlich wird noch eine „Plane Management Function“ eingeführt, deren Aufgabe es ist

- zu entscheiden, ob eine ankommende Information für die lokale oder die globale Steuerungsebene relevant ist,
- die Synchronität zwischen den Steuerungsebenen und der Benutzerebene zu gewährleisten.

Diese Plane Management Function ist im Gegensatz zu den Ebenen selbst nicht schichtenweise strukturiert (vergl. Bild 2.6).

Bild 2.7 stellt ein Beispiel für die Benutzung der Protokollarchitektur bei durchschalteten Verbindungen dar. Die Benutzerinformation verwendet innerhalb des Netzes nur die Schicht 1, also die reine physikalische Übertragung. Die Signalisierinformation in der Steuerungsebene verwendet die Schichten 1 bis 3, da diese Information paketvermittelt übertragen wird. Die Durchschaltung des physikalischen Kanals repräsentiert damit die Anwendung der Protokollsäulen in der Steuerungsebene. Die Schichten 4 bis 7 werden in diesem Zusammenhang nicht benötigt und sind daher leer.

Bei der in Bild 2.8 dargestellten Benutzung der Protokollarchitektur für die Paketvermittlung nach X.31 [36] ist die Anwendung der Protokollsäulen der Steuerungsebene wiederum die Durchschaltung eines physikalischen Kanals zum nächsten Paketvermittlungsmodul. Die weitere Signalisierung zwischen Endgeräten und Paketvermittlungsmodulen und zwischen mehreren Paketvermittlungsmodulen untereinander erfolgt – eine Verletzung der Prinzipien der ISDN-Protokollarchitektur – nun innerhalb der Benutzerebene. Der Grund für diese Inkonsequenz liegt in der Benutzung des X.25-Protokolls [35] in der Schicht 3. Dieses Protokoll wird von Paketendgeräten an öffentlichen Paketvermittlungsnetzen abgewickelt. Um diese Endgeräte möglichst frühzeitig auch am ISDN betreiben zu können, war die beschriebene Lösung naheliegend. Eines der Probleme, die jedoch bei deren Implementierung auftreten, ist die ordnungsgemäße Synchronisation der Signalisiervorgänge in der Benutzer- und der Steuerungsebene.

Um diesem Mangel abzuweichen, wurde in I.122 [14] ein Ansatz definiert, der in Bild 2.9 gezeigt ist: die Signalisierung in der Steuerungsebene dient zum Aufbau virtueller Verbindungen durch Paketvermittlungsmodule und gegebenenfalls zum Durchschalten physikalischer Kanäle zu den Paketvermittlungsmodulen.

Die Nutzdaten sind hier streng von den Signalisiernachrichten getrennt und verwenden

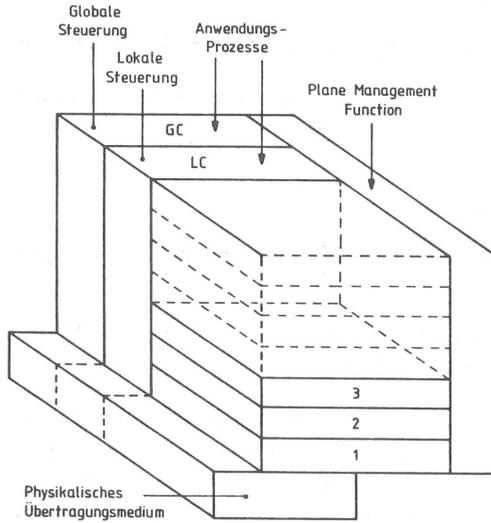


Bild 2.6: Allgemeiner Protokollblock

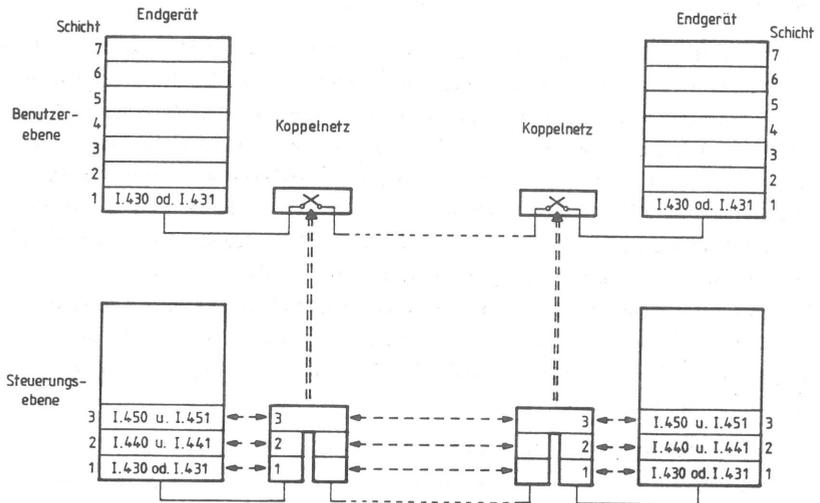


Bild 2.7: Anwendung der Protokollarchitektur für durchschaltvermittelte Verbindungen (nach [3])

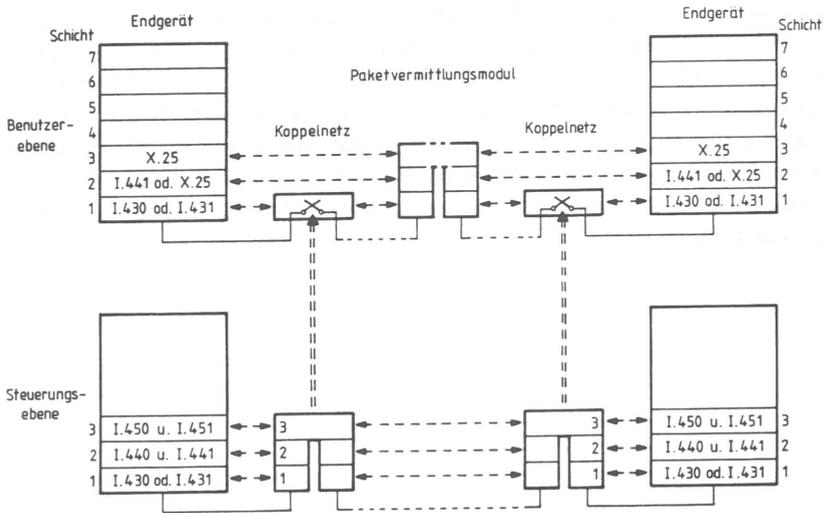


Bild 2.8: Anwendung der Protokollarchitektur für paketvermittelte Verbindungen nach X.31 (nach [3])

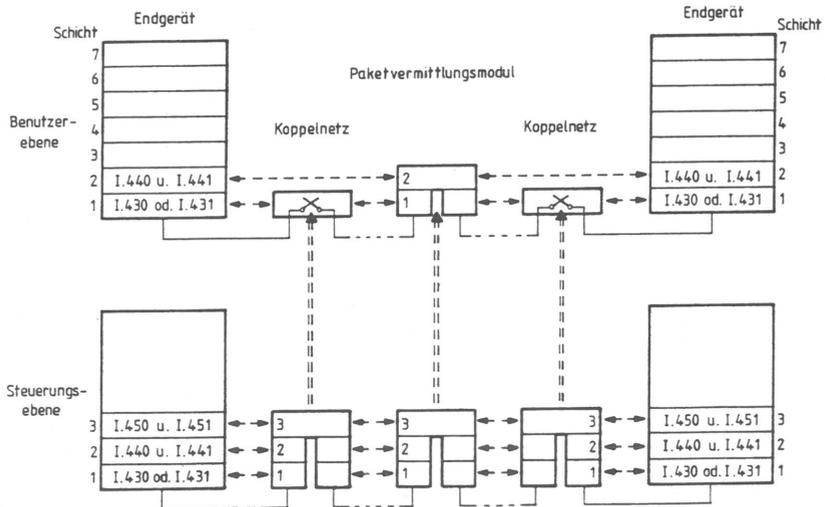


Bild 2.9: Anwendung der Protokollarchitektur für paketvermittelte Verbindungen nach I.122 (Additional Packet Mode Bearer Services)

die untersten beiden Schichten, d.h. die Vermittlung der einzelnen Pakete findet, anders als im ISO-Schichtenmodell, auf der Schicht 2 statt. Aufgrund der wenigen Protokollfunktionen, die im Netz in der Benutzerebene auftreten, sind damit auch höhere Übertragungsraten möglich. Man diskutiert in diesem Zusammenhang Raten bis zu 2 Mbit/s im Gegensatz zu 64 kbit/s im Rahmen der X.31. In I.122 werden verschiedene Ansätze diskutiert, die sich im Umfang der Protokollbearbeitung auf der Schicht 2 im Netz unterscheiden. Dies soll aber an dieser Stelle nicht weiter diskutiert werden, da diese Empfehlung zur Zeit noch nicht stabil ist.

## Kapitel 3

# Funktionelle Modellierung und Realisierung des Netzzugangs

### 3.1 Allgemeines

Im Rahmen des Teilnehmerzugangssystems werden die B-Kanäle als transparente digitale Übertragungsmedien betrachtet, auf denen beliebige Informationen transportiert werden können. Deshalb muß sich eine logische Strukturierung dieses Systems auf die Modellierung der Vorgänge auf dem D-Kanal beschränken. Der Übersichtlichkeit halber sollen an dieser Stelle die Verwaltungsfunktionen vernachlässigt und nur die rein funktionellen Aspekte für die Nutzkommunikation betrachtet werden.

Beim „Schmalband-ISDN“, also der Entwicklungsstufe des ISDN auf der Basis von 64 kbit/s-Kanälen, wird es prinzipiell zwei Arten der Teilnehmerschnittstelle geben:

1. den Basisanschluß,
2. den Primärmultiplexanschluß.

In beiden Fällen dient der D-Kanal vorrangig zur Signalisierung. Da es prinzipiell kein Unterschied ist, ob Signalisierung für 2 oder 30 Basiskanäle übertragen wird, unterscheiden sich auch die dafür eingesetzten Protokolle der Schichten 2 und 3 praktisch nicht.

Der Primärmultiplexanschluß wird normalerweise so betrieben, daß er fest mit einer NT2 verbunden ist, so daß dort im Gegensatz zum Basisanschluß das Problem entfällt, daß mehrere Endgeräte auf den einen D-Kanal zugreifen müssen. Damit vereinfacht sich die Schicht-1-Funktion ganz erheblich. Ferner gibt es keine paketierte Nutzdaten auf dem D-Kanal des Primärmultiplexanschlusses. Schließlich entfällt dort die Schicht-2-Adreßverwaltung, die nur am Basisanschluß notwendig ist, weil dort Endgeräte uneingeschränkt angeschlossen und wieder entfernt werden können.

Insgesamt stellen also die Protokolle des Primärmultiplexanschlusses eine Untermenge derer des Basisanschlusses dar, weshalb es genügt, sich bei deren Behandlung auf den Basisanschluß zu beschränken.

Ferner sollen in diesem Zusammenhang keine NT2-Funktionen für den Basisanschluß betrachtet werden.

Für die D-Kanal-Protokolle sollen folgende Anforderungen gelten:

1. Die Informationsübermittlung geschieht paketorientiert.
2. Um den D-Kanal im Mittel der Zeit nicht ungenutzt zu lassen, soll darauf auch paketierte Nutzinformation (p-Daten) übermittelt werden können.
3. Der Zugriff der einzelnen Endgeräte auf den D-Kanal soll durch ein einfaches Zugriffsverfahren gewährleistet werden, bei dem Signalisierinformationen Priorität gegenüber allen anderen Informationen besitzen.
4. Die einzelnen Endgeräte sind unabhängig voneinander. Deshalb muß zu jedem Endgerät bereits auf der Schicht 2 mindestens eine Verbindung aufgebaut und parallel zu den anderen betrieben werden können.
5. Um alle Endgeräte gleichzeitig erreichen zu können (z.B. bei einem ankommenden Ruf), muß eine Sammelrufmöglichkeit (Broadcast) vorgesehen werden.
6. Jedes Endgerät kann zu jeder Zeit aus- und wieder eingesteckt werden.

Es soll in diesem Kapitel der Versuch unternommen werden, ausgehend von diesen Anforderungen die funktionelle Modellierung von einer logischen Struktur ausgehend, bis hin zur hardware- und softwaremäßigen Realisierung darzustellen.

Aus diesen Betrachtungen läßt sich schließlich das im Abschnitt 4.6 dargestellte Simulationsmodell zur leistungsmäßigen Untersuchung der D-Kanal-Protokolle ableiten.

### 3.2 Logische Struktur des D-Kanals

Bild 3.1 zeigt die Anordnung der Protokollinstanzen der Schichten 2 und 3 der D-Kanal-Protokolle für Signalisier- und paketierte Nutzdaten. Es sind darin exemplarisch zwei Endgeräte dargestellt, von denen eines den D-Kanal nur für Signalisierungszwecke verwendet (rechts), also beispielsweise ein Fernsprechengerät. Das andere nutzt zusätzlich noch die Möglichkeit der p-Daten-Übermittlung. Für jeden benötigten Informationstyp steht pro Endgerät je eine Schicht-2-Instanz für die Punkt-zu-Punkt-Verbindungen zur Verfügung (L2 PP s bzw. L2 PP p). Für jeden Informationstyp gibt es einen Dienstzugangspunkt

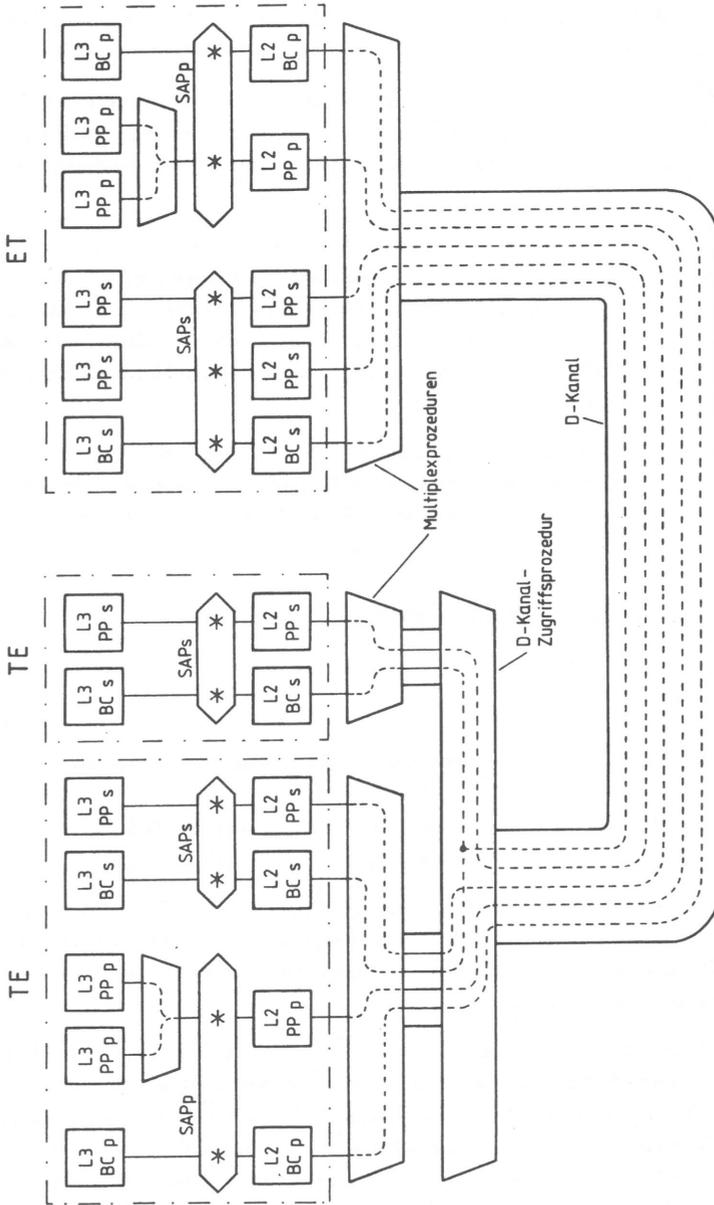


Bild 3.1: Schicht-2- und -3-Instanzen der D-Kanal-Protokolle

(SAP = Service Access Point), in dem jede Instanz über einen Verbindungsendpunkt (CEP = Connection Endpoint) verfügt.

Auf diesen Verbindungsendpunkten setzen wiederum Schicht-3-Instanzen auf, wobei ein Verbindungsendpunkt von mehreren Schicht-3-Instanzen gleichzeitig verwendet werden kann. Dies entspricht einem Multiplexen von mehreren Schicht-3-Verbindungen auf eine Schicht-2-Verbindung.

Auch die Schicht-2-Instanzen setzen auf einem Dienstzugangspunkt der Schicht 1 auf. Dieser ist aber im Bild 3.1 der übersichtlicheren Darstellung wegen weggelassen worden. Dieser Schicht-1-Dienstzugangspunkt liegt für jedes Endgerät und für die Vermittlungsstelle jeweils direkt unterhalb der eingezeichneten Multiplexprozeduren. Diese Punkte werden auf der Endgeräteseite über die D-Kanal-Zugriffsprozedur, die in Bild 3.1 ebenfalls als eine Multiplexprozedur dargestellt ist, verbunden.

Auf der Vermittlungsseite bestehen genau so viele Punkt-zu-Punkt-Instanzen der entsprechenden Typen und Schichten wie in allen Endgeräten zusammen. Ferner ist pro Informationstyp und Schicht je eine Instanz für Sammelrufe (BC = Broadcast) definiert.

### **3.3 Protokolle des D-Kanals**

#### **3.3.1 Schicht 1**

##### **3.3.1.1 Elektrische Eigenschaften und Konfigurationsmöglichkeiten**

Die Empfehlung I.430 [23] definiert die Schicht-1-Eigenschaften des Teilnehmerzugangs für die Schnittstellen S und T des Basisanschlusses (siehe Bild 2.5).

Im Gegensatz zum Primärmultiplexanschluß [24], der über ein PCM-Primärsystem 30 B-Kanäle und einen D-Kanal mit 64 kbit/s überträgt, kann der Basisanschluß 2 B-Kanäle und einen D-Kanal mit 16 kbit/s auf der herkömmlichen, bisher analog betriebenen Teilnehmeranschlußleitung übertragen.

Während die S-Schnittstelle international vollständig spezifiziert ist, da sie die eigentliche „ISDN-Schnittstelle“ aus der Sicht des Anwenders darstellt, ist die U-Schnittstelle, also der Teil der Teilnehmeranschlußleitung zwischen NT1 und der Vermittlungsstelle, nur in Bezug auf die logischen Funktionen international standardisiert, da an dieser Stelle Rücksicht auf die Gegebenheiten in den nationalen Netzen (mittlere Anschlußleitungslänge, ...) genommen werden muß. Im Bereich der Deutschen Bundespost wird im öffentlichen Bereich das adaptive Echokompensationsverfahren eingesetzt, das es erlaubt, auf den bestehenden

Kupfer-Doppeladerleitungen mehr als 4 km zu überbrücken. Im Bereich der Nebenstellenanlagen wird sich für die U-Schnittstelle wahrscheinlich aufgrund des geringeren Aufwandes bei geringeren Anschlußleitungslängen das Zeitgetrenntlagenverfahren (Ping-Pong-Verfahren) durchsetzen. Diese Übertragungsverfahren sollen an dieser Stelle jedoch nicht näher behandelt werden.

An einem Basisanschluß können bis zu 8 Endgeräte betrieben werden. Abgesehen von der reinen Punkt-zu-Punkt Konfiguration, bei der nur ein Endgerät angeschlossen werden kann, wurden von CCITT verschiedene Konfigurationen für die Installation beim Teilnehmer definiert:

- der kurze passive Bus mit 100–200 m Reichweite,
- der erweiterte passive Bus mit bis zu 1000 m Reichweite, wobei die Endgeräte voneinander nicht mehr als etwa 50 m entfernt sein dürfen,
- der Stern, bei dem jedes Endgerät mit einer Anschlußleitung direkt an der NT1-Funktionseinheit angeschlossen ist. Hierbei dürfen die Endgeräte bis zu 1000 m von der NT1 entfernt sein.
- Mischformen aus Stern- und Busstruktur.

### 3.3.1.2 Funktionen an der S-Schnittstelle

Die Funktionseinheit NT1 (z.B. als Anschlußkasten beim Teilnehmer vorhanden) setzt die Signale aus der zweidrähtigen Übertragungstechnik der U-Schnittstelle in die vierdrähtige Übertragungstechnik der S-Schnittstelle um. Als Leitungscode wurde ein pseudoternärer Code, AMI (Alternate Mark Inversion) gewählt, der eine gleichstromfreie Übertragung gewährleistet. Die Schrittgeschwindigkeit beträgt dabei 192 kBd.

Im folgenden sollen die Funktionen der S-Schnittstelle kurz beschrieben werden:

**B-Kanal:** Für jede Übertragungsrichtung werden zwei B-Kanäle mit je 64 kbit/s bereitgestellt.

**Bit-Takt:** 192 kBd-Takt für Synchronisierung

**Byte-Takt**

**Rahmenerzeugung/-erkennung**

**D-Kanal:** Für jede Übertragungsrichtung wird ein D-Kanal mit 16 kbit/s bereitgestellt.

**D-Kanal-Zugriffsprozedur:** Für den gemeinsamen geordneten Zugriff von Endgeräten auf den gemeinsamen D-Kanal wird u.a. ein D-Echo-Kanal (E) von NT1 zu TE mit einer Übertragungsgeschwindigkeit von 16 kbit/s bereitgestellt. Die Zugriffsprozedur wird im Abschnitt 3.3.1.4 detailliert behandelt.

**Fernspeisung:** Für den Notbetrieb, bei dem Fernsprechen von einem Endgerät aus möglich sein soll, wird eine Fernspeisung von der Vermittlungsstelle her über NT1 zu einer TE ermöglicht.

**Deaktivierung:** Umschalten von TE und NT in einen Zustand niedrigen Energieverbrauches, wenn keine Verbindung aktiv ist.

**Aktivierung:** Umschalten von TE und NT in den Betriebszustand.

### 3.3.1.3 Rahmenstruktur

In beiden Übertragungsrichtungen werden die Informationen in Rahmen von je 48 Bit Länge übertragen. Bild 3.2 zeigt die beiden Rahmenformate getrennt für jede Richtung.

### 3.3.1.4 D-Kanal-Zugriffsprozedur

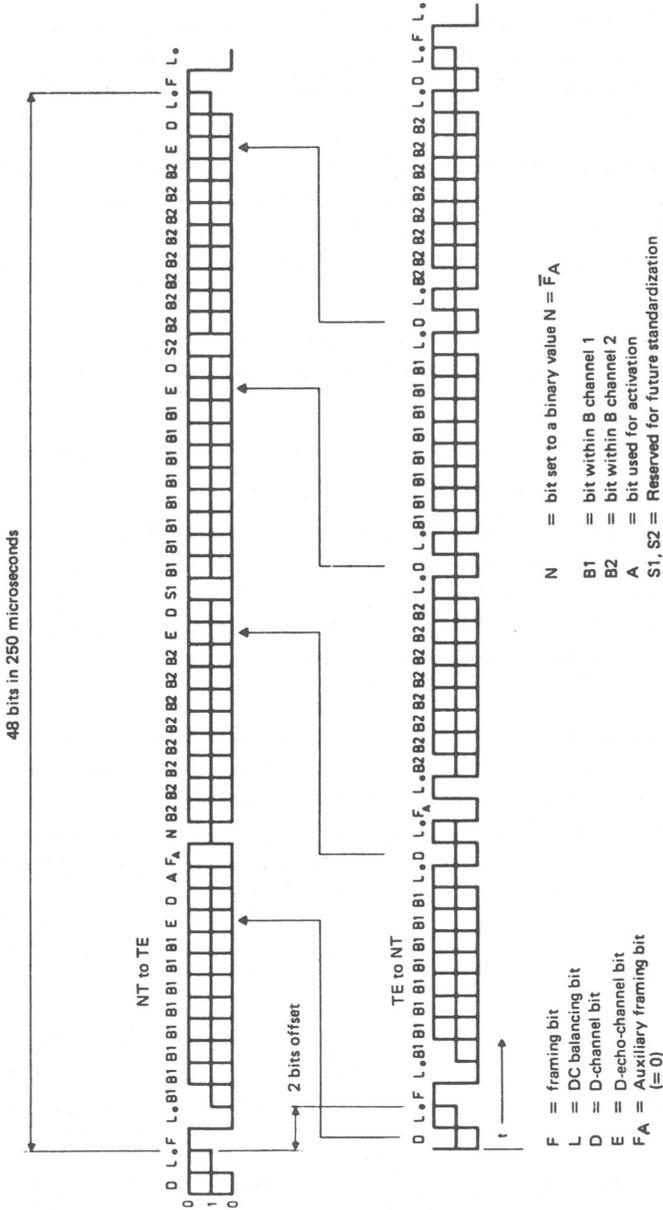
Der Zugriff der Endgeräte auf die B-Kanäle wird mit Hilfe der Kommunikation über das D-Kanal-Protokoll der Schicht 3 geregelt, wobei ein B-Kanal für die Dauer einer Verbindung einem Endgerät zur exklusiven Benutzung zugeteilt wird. Der D-Kanal dient primär der Signalisierung, d.h. der Übermittlung von Steuerinformationen zwischen Endgeräten und der Vermittlungsstelle. Er wird grundsätzlich paketorientiert betrieben, was einen asynchronen Zugriff aller Endgeräte ermöglicht. Die D-Kanal-Zugriffsprozedur muß sicherstellen, daß auch in den Fällen, in denen mehrere Endgeräte gleichzeitig versuchen, auf den Kanal zuzugreifen, genau eines seine Information erfolgreich absetzen kann.

Wenn ein Endgerät keine Schicht-2-Rahmen zu senden hat, soll es ,1'-Bits auf dem D-Kanal senden. Wenn die NT keine Schicht-2-Rahmen zu senden hat, kann sie entweder ,1'-Bits oder HDLC-Flags (,01111110') senden.

Die NT reflektiert den Wert jedes empfangenen D-Kanal-Bits im nächsten D-Echo-Kanal-Bit in Richtung TE.

Wenn ein Endgerät sich im aktiven Zustand befindet, hört es den D-Echo-Kanal ab und zählt die Anzahl von aufeinanderfolgenden ,1'-Bits. Wenn es ein ,0'-Bit erkennt, setzt es den Zähler zurück und fängt von neuem an, ,1'-Bits zu zählen. Der aktuelle Zählerstand wird mit der Variablen *C* bezeichnet.

Schicht-2-Rahmen werden so übertragen, daß Signalisierung Priorität (Prioritätsklasse 1) gegenüber allen anderen Informationstypen (Prioritätsklasse 2) erhält. Um weiterhin sicherzustellen, daß innerhalb jeder Prioritätsklasse alle konkurrierenden Endgeräte einen fairen Zugang zum D-Kanal erhalten, begibt sich ein Endgerät, nachdem es erfolgreich die



Note - Dots demarcate those parts of the frame that are independently DC-balanced.

Bild 3.2: Rahmenstruktur an den Referenzpunkten S und T (aus [23])

Übertragung eines Rahmens abgeschlossen hat, auf eine niedrigere Prioritätsebene innerhalb seiner Prioritätsklasse. Das Endgerät begibt sich auf seine normale Prioritätsebene zurück, wenn alle Endgeräte der selben Prioritätsklasse eine Möglichkeit hatten, auf der normalen Prioritätsebene zu senden.

Der Prioritätsmechanismus beruht darauf, daß ein Endgerät eine Schicht-2-Übertragung nur dann beginnen darf, wenn  $C$  größer oder gleich  $X_1$  für Prioritätsklasse 1 bzw.  $X_2$  für Prioritätsklasse 2 ist. Der Wert von  $X_1$  ist 8 für die normale und 9 für die niedrige Prioritätsebene. Der Wert von  $X_2$  ist 10 für die normale und 11 für die niedrige Prioritätsebene.

Für eine Prioritätsklasse wird der Wert von der normalen Prioritätsebene auf den der niedrigen Ebene gesetzt, wenn das Endgerät einen Schicht-2-Rahmen erfolgreich abgesetzt hat.

Der Wert wird von der niedrigen Ebene auf den der normalen Ebene zurückgesetzt, wenn  $C$  den Wert für die niedrige Ebene erreicht hat.

Solange ein Endgerät auf dem D-Kanal Information sendet, muß es den D-Echo-Kanal beobachten und das zuletzt gesendete Bit mit dem nächsten D-Echo-Bit vergleichen. Wenn das gesendete Bit den gleichen Wert hatte, wie das empfangene Echo, darf das Endgerät weitersenden, ansonsten muß es die Sendung unverzüglich einstellen, wieder in den Überwachungszustand zurückkehren und die nächste Gelegenheit benutzen, seine Information zu senden.

Es setzt sich grundsätzlich ein ,0'-Bit gegenüber einem gleichzeitig gesendeten ,1'-Bit durch. Wenn man sich den Aufbau eines Schicht-2-Rahmens betrachtet, erkennt man, daß Rahmen, bei denen gleichzeitig mit der Aussendung begonnen wurde, sich erst im Adreßfeld unterscheiden. Dies hat zur Folge, daß sich eine weitere Priorisierung aufgrund der Schicht-2-Adresse einstellt, so daß der Zugriff nicht, wie es ursprünglich beabsichtigt war, vollständig gerecht innerhalb einer Prioritätsklasse ist.

### **3.3.2 Schicht 2**

#### **3.3.2.1 Allgemeines**

Das D-Kanal-Protokoll der Schicht 2 wird als LAPD (Link Access Procedure D-Channel) bezeichnet. Es ist in den Empfehlungen I.440 [25] und I.441 [26] spezifiziert.

Die Aufgabe von LAPD ist es, über die Teilnehmerschnittstelle mit Hilfe des D-Kanals Informationen zwischen Schicht-3-Instanzen auszutauschen. Unter Berücksichtigung der Konfigurationsmöglichkeiten am ISDN-Teilnehmerzugang unterstützt LAPD

- Mehrgeräteinstallationen am Teilnehmeranschluß,
- mehrere Schicht-3-Instanzen pro Schicht-2-Verbindung.

Alle Meldungen der Schicht 2 werden in Rahmen übertragen, die durch sog. „Flags“ begrenzt werden.

Folgende Funktionen werden von LAPD bereitgestellt:

1. Die Möglichkeit, eine oder mehrere Schicht-2-Verbindungen über einen D-Kanal zu unterhalten; die Unterscheidung der einzelnen Schicht-2-Verbindungen erfolgt mit Hilfe des „Data Link Connection Identifiers (DLCI)“, der in jedem Rahmen vorhanden ist,
2. Rahmenbegrenzung, Längenbestimmung und Transparenzfunktionen, um eine über den D-Kanal übertragene Bitfolge als Rahmen zu erkennen,
3. Folgenummernsteuerung, um die richtige Reihenfolge der Rahmen innerhalb einer Schicht-2-Verbindung zu gewährleisten,
4. Erkennung und Behebung von Übertragungs-, Format- und Betriebsfehlern auf einer Schicht-2-Verbindung,
5. Benachrichtigung der Management-Instanz über das Auftreten von nicht korrigierbaren Fehlern,
6. Flußsteuerung.

Die ersten beiden Funktionen werden als *Kernfunktionen* bezeichnet. Sie lassen sich inzwischen vollständig mit Hilfe von Hardwarebausteinen realisieren.

### 3.3.2.2 Betriebsarten

Abhängig vom Zweck der Meldungen werden Informationen über Punkt-zu-Punkt- oder Punkt-zu-Mehrpunkt- (Broadcast) -Verbindungen übertragen. Der Betriebszustand der Verbindungen bestimmt, ob Schicht-3-Informationen quittiert oder unquittiert übertragen werden.

Die *unquittierte Übertragung* bedient sich der sogenannten „Unnumbered Information (UI) Frames“. Diese Rahmen werden auf der Schicht 2 nicht quittiert. Auch bei Übertragungs- und Formatfehlern werden dort keine Fehlerkorrekturmaßnahmen eingeleitet. Es existieren auch keine Flußsteuermechanismen. Diese Funktionen müssen von der Schicht 3 wahrgenommen werden.

Die unquittierte Übertragung kann für Punkt-zu-Punkt- und für Punkt-zu-Mehrpunkt-Übertragung angewandt werden.

Bei der *quittierten Übertragung* werden Schicht-3-Informationen auf der Schicht 2 quittiert. Es sind Fehlerkorrekturprozeduren spezifiziert, die auf der wiederholten Übertragung von noch unquittierten Rahmen beruhen. Wenn Fehlerfälle auftreten, die nicht auf der Schicht 2 behandelt werden können, wird dies der Management-Instanz berichtet. Es existieren Flußsteuermechanismen.

Die quittierte Übertragung kann nur auf Punkt-zu-Punkt-Verbindungen angewandt werden. Sie ist eine Untermenge der HDLC-Prozeduren [44] und ist aus einer deren symmetrischer Klassen abgeleitet, d.h. beide an einer Verbindung beteiligte Instanzen sind gleichberechtigt.

### 3.3.2.3 Adreßstruktur

Eine Schicht-2-Verbindung wird durch den „Data Link Connection Identifier (DLCI)“ eindeutig bestimmt. Der DLCI setzt sich aus zwei Teilen zusammen:

1. dem „Service Access Point Identifier (SAPI)“,
2. dem „Terminal Endpoint Identifier (TEI)“.

Der SAPI dient zur Identifikation des Dienstzugangspunktes und damit zur Unterscheidung der Art des Informationstransfers (Signalisierung, paketierte Nutzdatenübertragung, ...).

Der TEI dient zur Kennzeichnung einer bestimmten Verbindung innerhalb eines Dienstzugangspunktes.

### 3.3.2.4 Adreßverwaltung

Während der SAPI eine Funktion der Art des Informationstransfers und damit eindeutig zu bestimmen ist, dient der TEI dazu, die einzelnen Verbindungen zu unterscheiden. Die Eindeutigkeit der TEI-Werte zu gewährleisten, unterliegt der Verantwortung der Vermittlungsstelle. Ein Endgerät, das an der S-Schnittstelle eingesteckt wird, oder das nach einem Stromausfall jegliche gespeicherte Information verloren hat, muß sich von der Vermittlungsstelle einen TEI zuweisen lassen, oder im Fall von einem fest im Endgerät eingestellten TEI, diesen sich von der Vermittlungsstelle bestätigen lassen.

Durch die Möglichkeit, daß Endgeräte jederzeit aus- und wieder eingesteckt werden können, hat die Vermittlungsstelle nie einen Überblick über die aktuelle Konfiguration eines Teilnehmeranschlusses. Dies bedeutet zum einen, daß der Vorrat an vergebbaren TEI-Werten mit der Zeit ausgeht und die Vermittlungsstelle eine Abfrageprozedur starten muß, um belegte TEI-Werte zu erfahren und dadurch ihren Vorrat wieder aufzufrischen.

Zum anderen bedeutet dies, daß die Vermittlungsstelle nie selbsttätig eine Verbindung mit quittierter Übertragung aufbauen darf, sondern entweder mit Hilfe eines Sammelrufes mit Gruppenadresse die Endgeräte animieren muß, ihrerseits die Verbindung aufzubauen, oder mit Hilfe einer speziellen Prozedur (siehe [36]) die TEI-Werte der angeschlossenen Endgeräte erfragen muß, bevor sie selbst die Verbindung mit quittierter Übertragung aufbauen kann.

### 3.3.2.5 Protokollfunktion

In den nun folgenden Abschnitten sollen die wesentlichen Funktionen des LAPD-Protokolls dargestellt werden.

#### 3.3.2.5.1 Rahmenstruktur

Alle Informationen, die zwischen Schicht-2-Instanzen transportiert werden, verwenden das selbe Rahmenformat, das in Bild 3.3 wiedergegeben ist.

8	7	6	5	4	3	2	1	
Flag								Byte 1
Adresse (höherwertiges Byte)								2
Adresse (niederwertiges Byte)								3
Steuerfeld								4 (und 5)
Informationsfeld								:
FCS (erstes Byte)								N-2
FCS (zweites Byte)								N-1
Flag								N

Bild 3.3: Schicht-2-Rahmenformat

Die einzelnen Felder sollen im folgenden beschrieben werden:

**Flag:** Alle Rahmen beginnen und enden mit der Flag-Sequenz '01111110'. In manchen Anwendungen kann das Anfangsflag mit dem Endeflag zusammenfallen, um eine ununterbrochene Serie von Rahmen senden zu können. Dies ist aber auf dem D-Kanal in Richtung TE → ET nicht möglich, da dies die D-Kanal-Zugriffsprozedur nicht zuläßt.

**Adressfeld:** Das aus zwei Bytes bestehende Adressfeld kennzeichnet den Empfänger eines Rahmens. Es ist in Bild 3.4 detailliert dargestellt. Die EA-Bits zeigen an, wie lang die

Adresse ist. Eine ‚1‘ im ersten Bit eines Adreßfeldbytes zeigt an, daß dieses Byte das letzte der Adresse ist. Das C/R-Bit gibt an, ob es sich bei dem Rahmen um einen Befehl (Command) oder eine Meldung (Response) handelt (siehe Abschnitt 3.3.2.5.2). Die Bedeutung dieses Bits ist abhängig von der Übertragungsrichtung, wie in Tabelle 3.1 gezeigt ist.

8	7	6	5	4	3	2	1
SAPI					C/R	EA(0)	
TEI						EA(1)	

Bild 3.4: Adreßfeldformat

Befehl/Meldung	Richtung	C/R-Wert
Befehl	Netz → Benutzer	1
	Benutzer → Netz	0
Meldung	Netz → Benutzer	0
	Benutzer → Netz	1

Tabelle 3.1: Verwendung des C/R-Bits

Für die Definition der SAPI-Werte gilt Tabelle 3.2 und für die Definition der Klassen von TEI-Werten die Tabelle 3.3.

SAPI	Zugehörige Schicht-3- oder Managementinstanz
0	Verbindungssteuerung
1	Paketierte Nutzdaten mit Verbindungsaufbau nach I.451
16	Paketierte Nutzdaten nach X.25 (X.31)
63	Schicht-2-Management Prozeduren
sonstige	Reserviert für spätere Standardisierung

Tabelle 3.2: Definition der SAPI-Werte

TEI	Endgerätetyp
0-63	Endgeräte mit voreingestelltem TEI
64-126	Endgeräte, denen der TEI zugewiesen wird
127	Gruppen-TEI für Punkt-zu-Mehrpunkt Verbindungen

Tabelle 3.3: Definition der Klassen von TEI-Werten

**Steuerfeld:** Das Steuerfeld dient dazu, den Typ des Rahmens zu definieren und die Folgenummern zu übertragen. Sein Inhalt ist in Tabelle 3.4 detailliert dargestellt.

**Informationsfeld:** Das Informationsfeld enthält die eigentliche Nutzinformation. Der Inhalt dieses Feldes soll aus einer ganzzahligen Anzahl von Bytes bestehen. Der Maximalwert ist auf 260 Bytes festgelegt.

**FCS:** (Frame Check Sequence) Prüfinformation, die als Divisionsrest entsteht, wenn der Rahmeninhalt zwischen dem letzten Bit des Anfangsflags und dem ersten Bit der FCS (jeweils exklusive) durch das Generatorpolynom  $x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$  modulo 2 dividiert wird. (Bits, die aus Transparenzgründen eingefügt werden, s.u., dürfen dabei nicht berücksichtigt werden!)

Eine Anforderung an ein Schicht-2-Protokoll ist die Codetransparenz. Um diese hier zu gewährleisten, ist es notwendig, daß die Sequenz für die Flags nicht zufällig entsteht. Dies wird dadurch erreicht, daß nach jeweils 5 ununterbrochen aufeinanderfolgenden ‚1‘-Bits beim Sender eine ‚0‘ eingefügt und beim Empfänger wieder entfernt wird.

### 3.3.2.5.2 Protokolldateneinheiten

Tabelle 3.4 zeigt eine Aufstellung der LAPD-Protokolldateneinheiten.

- **U-Rahmen** sind Stellerrahmen ohne Folgenummer.

Sie haben im einzelnen folgende Funktionen:

**SABME:** Aufbau (Initialisierung) der Schicht-2-Verbindung, Rücksetzen der Send- und Empfangsfolgezähler, Vereinbarung eines Stellerrfeldes mit 2 Bytes

**UA:** Bestätigung des Empfangs eines U-Rahmens

**DISC:** Verbindungsabbau

**DM:** Anzeige des nichtinitialisierten Zustandes

**UI:** Unquittierte Informationsübermittlung

**FRMR:** Sendet der Gegenstation das Stellerrfeld eines Rahmens zurück,

- das nicht vereinbart war,
- ein ungültiges  $N(R)$  enthielt,
- dessen Informationsfeld zu groß war.

**XID:** Austausch von Identifikationsinformation

- **S-Rahmen** sind Stellerrahmen mit Folgenummer, die nach dem Verbindungsaufbau ausgetauscht werden.

Sie haben im einzelnen folgende Funktionen:

**RR:** Anzeige der Empfangsbereitschaft für I-Rahmen

Anwendung	Format	Befehle	Meldungen	Codierung								
				8	7	6	5	4	3	2	1	
Unquitierte und quitierte Informationsübermittlung	Informationsübermittlung	I (information)		$N(S)$					0			
				$N(R)$					P			
	Supervisory	RR (receive ready)	RR (receive ready)	0	0	0	0	0	0	1		
				$N(R)$					P/F			
		RNR (receive not ready)	RNR (receive not ready)	0	0	0	0	1	0	1		
				$N(R)$					P/F			
	REJ (reject)	REJ (reject)	0	0	0	0	1	0	0	1		
			$N(R)$					P/F				
	Unnumbered	SABME (set asynchronous balanced mode extended)		0	1	1	P	1	1	1	1	
				DM (disconnected mode)	0	0	0	F	1	1	1	1
					UI (unnumbered information)	0	0	0	P	0	0	1
				DISC (disconnect)		0	1	0	P	0	0	1
UA (unnumbered acknowledgement)					0	1	1	F	0	0	1	1
				FRMR (frame reject)	1	0	0	F	0	1	1	1
Verbindungssteuerung					XID (exchange Identification)	XID (exchange Identification)	1	0	1	P/F	1	1

Tabelle 3.4: Protokolldateneinheiten von LAPD und Inhalt des Steuerfeldes

RNR: Es können vorübergehend keine I-Rahmen angenommen werden

REJ: Wiederholungsanforderung für alle Rahmen ab  $N(S) = N(R)$ .

### 3.3.2.5.3 Funktionsweise des Protokolls für quitierte Übermittlung

**3.3.2.5.3.1 Funktionsweise der Folgenummernsteuerung** Mit der Sendefolgenummer  $N(S)$  werden die Informationsrahmen fortlaufend numeriert. Da der Wertebereich der Folgenummern begrenzt ist, erfolgt eine zyklische Numerierung von 0 bis  $MODULUS - 1$ ; ( $MODULUS = 128$ ). Die Empfangsfolgenummer  $N(R)$ , die in I- und S-Rahmen

übertragen wird, stellt eine Quittung des Empfängers über den ordnungsgemäßen und fehlerfreien Empfang aller Rahmen bis einschließlich  $N(S) = N(R) - 1$  dar.  $N(R)$  zeigt also der Gegenstation den nächsten erwarteten I-Rahmen an.

Um die Eindeutigkeit der zyklischen Numerierung zu gewährleisten, darf jeder Wert nur einmal vergeben werden. Das bedeutet, daß eine Station maximal *MODULUS* - 1 unquitierte Rahmen senden darf.

Die maximale Anzahl von unquitierten Rahmen, die eine Station senden darf, kann enger begrenzt sein, als durch den *MODULUS*-Wert vorgegeben ist. Man spricht dann von der maximalen Fenstergröße  $W$ , die für eine Verbindung gültig ist. (Die aktuelle Fenstergröße  $w$  gibt jeweils die Anzahl von Rahmen an, die noch gesendet werden dürfen, ohne eine Quittung auf bereits gesendete Rahmen erhalten zu haben.)

Auf dem D-Kanal ist für Signalisierung  $W = 1$  und für paketierte Nutzdatenübermittlung  $W = 3$  festgelegt.

**3.3.2.5.3.2 Funktion des P/F-Bits** Wenn das P/F-Bit in Befehlen gesetzt ist, hat es die Bedeutung eines „Poll-Bits“; ist es in Meldungen gesetzt, die eines „Final-Bits“. Es dient im bei LAPD zur Abfrage der Gegenstation über ihren aktuellen Zustand, da ein Befehl mit gesetztem Poll-Bit sofort mit einer Meldung mit gesetztem Final-Bit beantwortet werden muß. Dieser Vorgang wird als Kontrollpunktverfahren (Checkpointing) bezeichnet.

**3.3.2.5.3.3 Fehlerkorrektur** Der Empfänger vergleicht das FCS-Feld jedes empfangenen Rahmens mit dem Wert, den er selbst aus der empfangenen Information berechnet hat. Stimmen diese Werte nicht überein, wird der gesamte Rahmen verworfen, und es werden keine weiteren Aktionen durchgeführt. Der Rahmen ist somit verloren.

Wenn ein nachfolgender I-Rahmen korrekt empfangen wird, wird eine Lücke in der fortlaufenden Numerierung erkannt. Dies bewirkt, daß dieser und die nachfolgenden I-Rahmen ebenfalls verworfen werden und mit Hilfe des REJ-Rahmens die Wiederholung aller I-Rahmen seit dem ersten gestörten angefordert wird.

Um Mehrdeutigkeiten auszuschließen, darf diese sogenannte *Reject-Recovery* für einen Fehler nur einmal angewandt werden. Für weitere, den gleichen I-Rahmen betreffende Fehler, muß dann die *Timeout-Recovery* verwendet werden. Da der Empfänger während *Reject-Recovery* im Fall von Folgefehlern alle I-Rahmen ignoriert, die nicht die nächste erwartete Folgenummer tragen, heißt dies, daß dieser keine Quittungen mehr sendet. Beim Aussenden jedes I-Rahmens wird beim Sender ein Timer gestartet. Daher erfährt dieser, wenn der Timer nach Aussenden des letzten I-Rahmens abläuft, einen *Timeout*, der ihn veranlaßt, einen S-Rahmen mit gesetztem Poll-Bit zu senden. Da dieses unmittelbar mit einer

Meldung mit gesetztem Final-Bit quittiert werden muß, erfährt der Sender den aktuellen Zustand des Empfängers und kann mit der Wiederholung der entsprechenden I-Rahmen beginnen.

Diese Timeout-Recovery kommt auch dann zum Einsatz, wenn so viele I-Rahmen gestört sind, daß der Sender aufgrund der Fensterbegrenzung aufhört zu senden, bevor der Empfänger einen Reihenfolgefehler bemerkt.

Um eine „Verklemmung“ des Protokolls bei gestörten Stellerrahmen zu verhindern, müssen diese auch durch Timeout-Mechanismen abgesichert werden.

Eine Übersicht über Störungsursachen und Fehlerbehebungsmaßnahmen gibt die Tabelle 3.5.

<i>Störungsursache</i>	mindestens ein Bit gefälscht, erkannt durch FCS, Rahmen wird verworfen		
<i>Fehlererkennung durch</i>	<i>N(S)</i> -Folgefehler (Sequence-error)	Kontrollpunktverfahren (Checkpointing)	Timeout
<i>Erkennung bei</i>	Empfänger	Sender	Sender
<i>Fehlererkennung infolge</i>	nicht der erwartete I-Rahmen $N(S) \neq V(R)$	mit F-Bit nicht alle I-Rahmen vor P-Bit quitt., $N(R)$ mit F-Bit $\leq$ $N(S)$ vor P-Bit	keine Quittung innerhalb bestimmter Zeit
<i>Reaktion</i>	Fehlenden Rahmen mit REJ anfordern: REJ-Recovery	Ab letztem quitt. Rahmen alles wiederholen: P/F-Recovery	sofort neues Kontrollpunktverfahren beginnen: Checkpointing

Tabelle 3.5: Fehlerkorrekturmaßnahmen

### 3.3.3 Schicht 3

#### 3.3.3.1 Allgemeines

Die Schicht 3 des D-Kanal-Protokolls stellt Funktionen zur Verbindungssteuerung – Aufbau, Unterhaltung, Abbau von Verbindungen durch ein ISDN – und zur Inanspruchnahme von zusätzlichen Dienstmerkmalen zur Verfügung.

Das Schicht-3-Protokoll bedient sich der Dienste des Schicht-2-Protokolls und muß, je nachdem, welche Betriebsart der Schicht 2 zu einem gegebenen Zeitpunkt aktiv ist, selbst Fehlerkorrekturmaßnahmen ergreifen oder kann sich auf die gesicherte Schicht-2-Übermittlung verlassen.

Durch die Vielzahl von Möglichkeiten bei der Signalisierung im ISDN besitzt dieses Protokoll eine erhebliche Komplexität, wobei die Protokollabläufe wesentlich stärker als beispielsweise bei einem Schicht-2-Protokoll von den Meldungsinhalten abhängen. Es kann deshalb im Rahmen dieser Arbeit die Funktion dieses Protokolls nur anhand ausgewählter Beispiele dargestellt werden [80].

### 3.3.3.2 Meldungsformat

Allen Schicht-3-Protokolldateneinheiten gemein ist ein einheitliches Meldungsformat, das in Bild 3.5 dargestellt ist.

8	7	6	5	4	3	2	1	
Protokolldiskriminator								Byte 1
0	0	0	0	Länge der Call Reference				2
Call Reference								3
0	Meldungstyp							usw.
evtl. weitere Informationselemente								

Bild 3.5: Allgemeines Meldungsformat

Im folgenden sollen die einzelnen Meldungselemente kurz beschrieben werden:

**Protokolldiskriminator:** Der Protokolldiskriminator unterscheidet die Meldungen für die Verbindungssteuerung nach I.451 von anderen Meldungen, wie z.B. solchen für die Benutzer-Signalisierung und solchen für den nationalen Gebrauch.

**Call Reference:** Die Call Reference gibt die Transaktion an, zu der die Meldung gehört. Sie ist nur für die lokale Teilnehmerschnittstelle gültig. Die Call Reference wird mit der ersten Meldung einer Transaktion von der initiiierenden Seite vergeben und bleibt für die Dauer der Transaktion gültig. Sie ist nur innerhalb einer Schicht-2-Verbindung eindeutig. Zur Lokalisierung des Empfängers wird also neben der Call Reference noch die Schicht-2-Adresse benötigt.

Die Call Reference enthält einen Längenindikator (4 Bit) und nachfolgend ihren numerischen Wert (maximale Länge: 3 Bytes). Das achte Bit des dritten Bytes ist das sogenannte *Call Reference Flag*, das angibt, welche Seite der Schicht-2-Verbindung

die Call Reference vergeben hat. Dadurch wird die gleichzeitige Vergabe identischer Werte von beiden Seiten aus verhindert. Die vergebende Seite setzt das Flag in den von ihr gesandten Meldungen immer auf ‚0‘, die andere Seite auf ‚1‘.

**Meldungstyp:** Der Meldungstyp gibt die Funktion der Meldung an. Die möglichen Werte des Meldungstyps sind in Bild 3.6 dargestellt.

**Andere Meldungselemente:** Die anderen Meldungselemente umfassen alle Informationen, die zur Bearbeitung der Meldung nötig sind, wie Adressen des rufenden und des gerufenen Teilnehmers, Datum und Uhrzeit, Parameter für paketierte Datenübermittlung, usw.

### 3.3.3.3 Protokollablauf

Als Beispiel für einen Protokollablauf im Rahmen der Verbindungssteuerung zeigt Bild 3.7 ein Szenario für einen erfolgreichen Verbindungsauf- und -abbau.

Nach dem Abheben des rufenden Teilnehmers wird eine SETUP-Meldung mit einer vom Endgerät festgelegten Call Reference an die Vermittlungsstelle geschickt. In der SETUP-Meldung kann bereits die gesamte Zielrufnummer (Blockwahl), nur ein Teil davon oder auch gar keine Zielinformation enthalten sein (Overlap Sending). Die Meldung wird von der ET mit einer SETUP ACKNOWLEDGE-Meldung quittiert, mit der dem rufenden Endgerät gleichzeitig einer der beiden B-Kanäle zugeteilt wird. Im Fall der Blockwahl wird der B-Kanal in der CALL PROCEEDING-Meldung zugeteilt. Beim Overlap Sending wird mit Empfang der SETUP-Meldung in der ET ein Timer gestartet, der die maximale Zeit zwischen zwei Wählziffern überwacht. Er wird bei jeder INFORMATION-Meldung, die einen Teil der Zieladresse enthält, neu gestartet. Der Timer wird angehalten, wenn die ET merkt, daß die Zielinformation komplett ist, und es wird dann ebenfalls CALL PROCEEDING gesendet. Falls vorher ein ALERTING oder CONNECT von der gerufenen Seite als Reaktion auf die SETUP-Meldung ankommt, wird kein CALL PROCEEDING gesendet, sondern diese Meldungen werden an das Endgerät weitergegeben. Die Antwort auf die SETUP-Meldung wird ebenfalls zeitüberwacht.

Mit dem Senden der SETUP-Meldung legt die ET die Call Reference für die Transaktion auf der gerufenen Seite fest. Bei einer Mehrgerätekonfiguration auf der gerufenen Seite können auf die SETUP-Meldung mehrere Endgeräte antworten, sofern sie eine Verbindung mit dem geforderten Dienst annehmen können. Die ET auf der gerufenen Seite schickt nur bei der ersten ALERTING-Meldung eine entsprechende Meldung zur rufenden Seite. Automatische Endgeräte können auch ohne ALERTING sofort mit CONNECT antworten. Das erste Endgerät auf der gerufenen Seite, das mit CONNECT antwortet, erhält die Verbindung mit CONNECT ACKNOWLEDGE zugeteilt. Alle anderen werden mit RELEASE ausgelöst, worauf

Bit								Bedeutung
8	7	6	5	4	3	2	1	
0	0	0	0	0	0	0	0	nächstes Byte stellt national spez. Meldungstyp dar
0	0	0	-	-	-	-	-	Verbindungsaufbau
			0	0	0	0	1	- ALERting
			0	0	0	1	0	- CALL PROCEeding
			0	0	1	1	1	- CONNect
			0	1	1	1	1	- CONNect ACKnowledge
			0	0	0	1	1	- PROGress
			0	0	1	0	1	- SETUP
			0	1	1	0	1	- SETUP ACKnowledge
0	0	1	-	-	-	-	-	Information während bestehender Verbindung
			0	0	1	1	1	- MODify
			0	1	1	1	1	- MODify COMplete
			0	0	0	1	1	- MODify REJect
			0	0	1	1	0	- RESume
			0	1	1	1	0	- RESume ACKnowledge
			0	0	0	1	0	- RESume REJect
			0	0	1	0	1	- SUSPend
			0	1	1	0	1	- SUSPend ACKnowledge
			0	0	0	0	1	- SUSPend REJect
			0	0	0	0	0	- USER INFOrmation
0	1	0	-	-	-	-	-	Verbindungsabbau
			0	0	1	0	1	- DISConnect
			0	1	1	0	1	- RELease
			1	1	0	1	0	- RELease COMplete
			0	0	1	1	0	- REStart
			0	1	1	1	0	- REStart ACKnowledge
0	1	1	-	-	-	-	-	Verschiedenes
			0	0	0	0	0	- SEGment
			1	1	0	0	1	- CONGestion CONTRol
			1	1	0	1	1	- INFOrmation
			0	0	0	1	0	- FACility
			0	1	1	1	0	- NOTIFY
			1	1	1	0	1	- STATUS
			1	0	1	0	1	- STATUS ENquiry

Bild 3.6: Definition des Meldungstyps

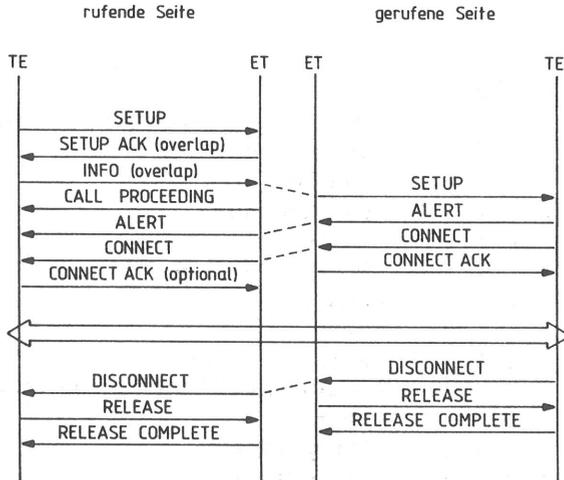


Bild 3.7: Erfolgreicher Verbindungsauf- und -abbau

sie mit **RELEASE COMPLETE** antworten und wieder in den Ruhezustand übergehen. Die **CONNECT**-Meldung wird über das Netz zur rufenden Seite und damit zum rufenden Endgerät übermittelt. Damit ist die Verbindung vollständig durchgeschaltet und die Gesprächs- oder Datenphase beginnt. Die Quittung **CONNECT ACKNOWLEDGE** des Endgeräts ist optional.

Beim Verbindungsabbau, der von beiden Seiten initiiert werden kann, sendet das entsprechende Endgerät eine **DISCONNECT**-Meldung. Wenn diese von der ET empfangen wird, dann wird der B-Kanal abgeschaltet, steht aber noch nicht für andere Verbindungen zur Verfügung. Die ET schickt dem auslösenden Endgerät eine **RELEASE**-Meldung. Als Reaktion darauf schickt das Endgerät **RELEASE COMPLETE**, gibt die Call Reference frei und geht in den Ruhezustand über. Nach Erhalt der **RELEASE**-Meldung gibt die ET den B-Kanal und die Call Reference endgültig frei und geht in den Ruhezustand über.

Die auf die andere Seite weitergeschickte **DISCONNECT**-Meldung wird an das Endgerät weitergereicht. Dieses antwortet mit **RELEASE**, wonach die ET mit **RELEASE COMPLETE** quittiert und nach dem Freigeben von Call Reference und B-Kanal in den Ruhezustand übergeht. Nach dem Empfang der Quittung geht das Endgerät ebenfalls in den Ruhezustand über und die Verbindung ist vollständig abgebaut.

## 3.4 Zerlegung von Protokollinstanzen in einzelne Prozesse

### 3.4.1 Allgemeines

Die Funktionen der Protokollinstanzen der Schichten 2 und 3 sind, wie gezeigt wurde, sehr umfangreich. Um trotzdem zu überschaubaren detaillierten Spezifikationen zu kommen, versucht man, die Protokollinstanzen in einzelne nebenläufige Prozesse aufzuspalten, die sich nur gelegentlich durch Meldungs austausch synchronisieren müssen oder über gemeinsame Datenbereiche verfügen, aber ansonsten unabhängig voneinander sind. Dieser Ansatz ermöglicht außer der vereinfachten Beschreibung und der damit verbundenen Reduktion in der Komplexität der Implementierung auch die Ausnutzung der Nebenläufigkeit mit Hilfe von Multiprozessorssystemen oder spezieller Hardware, die zu einer erhöhten Leistungsfähigkeit führt.

### 3.4.2 Schicht 2

Für die Schicht-2-Protokollinstanzen hat sich eine Zerlegung in 3 Prozesse als sinnvoll herausgestellt (siehe Bild 3.8):

1. Einen Prozeß zur Verbindungssteuerung (DL-C = Data Link Control), der für den Auf- und Abbau der Schicht-2-Verbindung und für die ordnungsgemäße Initialisierung der anderen beiden Prozesse zuständig ist,
2. den Sendeprozeß (DL-Tx = Data Link Transmitter), der I-Rahmen sendet und S-Rahmen, also im allgemeinen die Quittungen auf die I-Rahmen, empfängt,
3. den Empfangsprozesse (DL-Rx = Data Link Receiver), der I-Rahmen empfängt und S-Rahmen sendet.

Damit müssen nur sehr wenige Meldungen zwischen den einzelnen Prozessen ausgetauscht werden. Die Prozesse sind also praktisch unabhängig voneinander. Sie verfügen lediglich über einen gemeinsamen Speicherbereich, in dem beispielsweise der Send- und der Empfangsfolgezähler untergebracht sind.

### 3.4.3 Schicht 3

Bei der Prozeßzerlegung für die Schicht 3 des D-Kanal-Protokolls müssen unterschiedliche Randbedingungen für die Endgeräte- bzw. die Vermittlungsseite berücksichtigt werden.

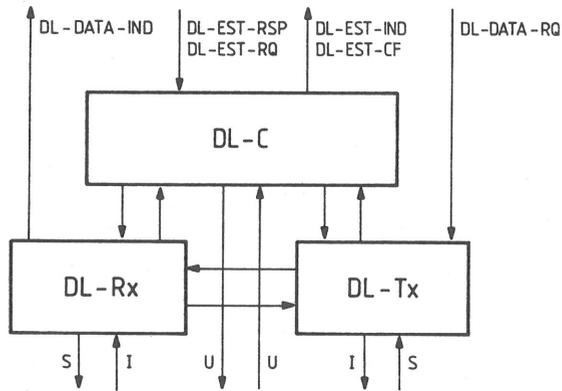


Bild 3.8: Prozesse in einer Schicht-2-Protokollinstanz

Beiden gemeinsam ist die Aufteilung in individuelle Prozesse für jede einzelne Signalisierungsbeziehung. Diese *Signalling*-Prozesse setzen auf einem gemeinsamen *Transport*-Prozeß auf, der für das Multiplexen/Demultiplexen aufgrund der Call Reference (CR) zuständig ist.

Im Endgerät (siehe Bild 3.9) ist die Schicht 3 in zwei Teilschichten aufgeteilt, von denen die untere (C = Control) die erwähnten *Signalling*-Prozesse und den *Transport*-Prozeß enthält. Die obere (U = User) Teilschicht enthält die *User*-Prozesse, die alle sonstigen auf eine bestimmte Verbindung bezogenen Endgerätefunktionen einschließlich der Funktionen für die Schnittstelle zum eigentlichen Benutzer abwickeln. Zu jedem *User*-Prozeß gehört genau ein *Signalling*-Prozeß.

In der Vermittlungsstelle (siehe Bild 3.10) besteht die Schwierigkeit, daß die Abwicklung mancher Dienstmerkmale wie „Automatischer Rückruf“ oder „Anrufumleitung“ teilweise ohne die Existenz einer Call Reference durchgeführt wird. Damit scheidet für solche Aufgaben ein *Signalling*-Prozeß aus. Für derartige Zwecke werden *Central*-Prozesse eingeführt, deren Hauptaufgaben

- die Abwicklung von Dienstmerkmalen,
- die Verbindungssteuerung,
- die Signalisierung mit der entfernten Teilnehmervermittlungsstelle

sind. Die Signalisierung mit den angeschlossenen Endgeräten wird aber ausschließlich über *Signalling*-Prozesse abgewickelt.

Sowohl im Endgerät als auch in der Vermittlungsstelle verfügen alle Prozesse über gemeinsame Datenbereiche, um die meldungsgestützte Kommunikation auf ein Minimum

zu beschränken.

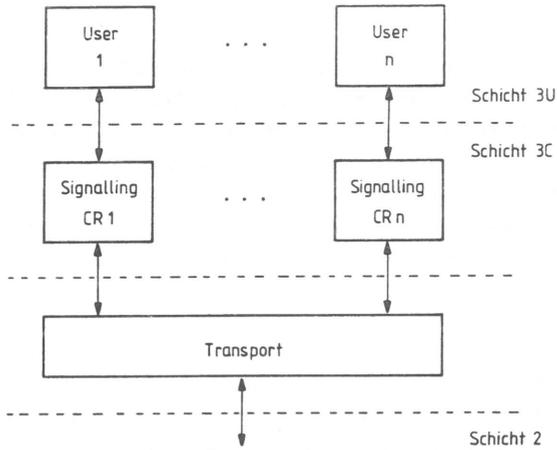


Bild 3.9: Schicht-3-Prozeßzerlegung im Endgerät (nach [53])

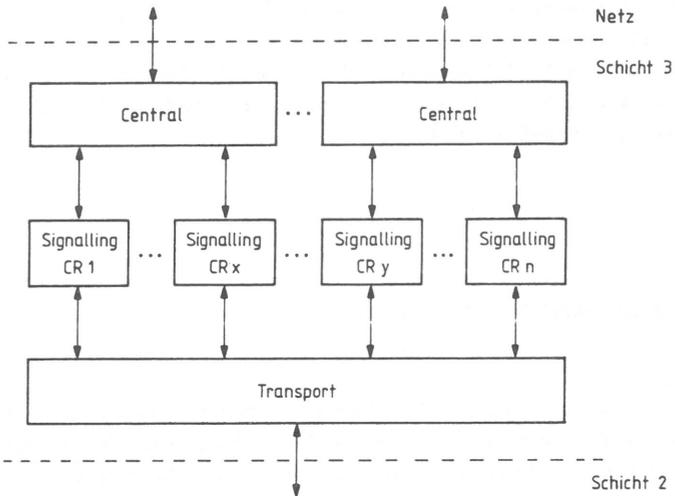


Bild 3.10: Schicht-3-Prozeßzerlegung in der Vermittlungsstelle (nach [53])

### 3.5 Detaillierte Formalspezifikationen der Prozesse

Die Funktionen der D-Kanal-Protokolle sind außerordentlich komplex. Um diese Komplexität handhaben, den Programmierern verbindliche Vorgaben für die Protokollimplementierung machen und die Spezifikation mit formalen Mitteln untersuchen zu können, ist es notwendig, die einzelnen Prozesse, wie sie im Abschnitt 3.4 definiert wurden, mit Hilfe einer geeigneten Sprache formal zu spezifizieren. Für die Protokollspezifikationen, die mit CCITT-Empfehlungen zusammenhängen, hat sich die von CCITT selbst definierte Sprache SDL [38] durchgesetzt, die auf der Modellvorstellung der *erweiterten endlichen Automaten* beruht.

Ein erweiterter endlicher Automat ist gekennzeichnet durch diskrete *Zustände* und *Übergänge* zwischen diesen Zuständen. Ein Zustandsübergang wird ausgelöst durch Empfang einer Meldung durch den betrachteten Prozeß oder aufgrund einer logischen Bedingung und kann das Senden von Ereignissen und die Bearbeitung sogenannter *Kontextvariablen* enthalten. Typischerweise wird mit dem Automatenmodell die Steuerungsstruktur des Protokolls definiert, während alle Daten mit denen das Protokoll arbeitet, in Form von Kontextvariablen dargestellt werden.

Solche Formalspezifikationen sind für die Schicht 2 in der Empfehlung Q.921 [31] und für die Schicht 3 in der nationalen Empfehlung 1TR6 [53] veröffentlicht. Aus diesen Spezifikationen wurden in der Spätphase dieser Arbeit auch die Protokollimplementierungen für die Simulationsprogramme abgeleitet, nachdem zuvor mangels veröffentlichter Formalspezifikationen eigene erstellt wurden.

### 3.6 Hardwarestruktur

Für die erfolgreiche Einführung des ISDN ist es zwingend erforderlich, daß die hardwaremäßige Realisierung des Teilnehmeranschlusses, der in sehr hohen Stückzahlen implementiert werden muß, durch den Einsatz hochintegrierter Schaltungen zu verhältnismäßig niedrigen Kosten möglich ist. Der Einsatz dieser Bausteine soll an dem konkreten Beispiel des Vermittlungssystems EWSD der Firma Siemens gezeigt werden. Da diese Bausteine gemeinsam von mehreren Firmen entwickelt wurden, unterscheiden sich aber andere Systeme gerade in Bezug auf die Teilnehmerschnittstelle nur relativ wenig von EWSD.

### 3.6.1 Struktur einer digitalen Vermittlungsstelle

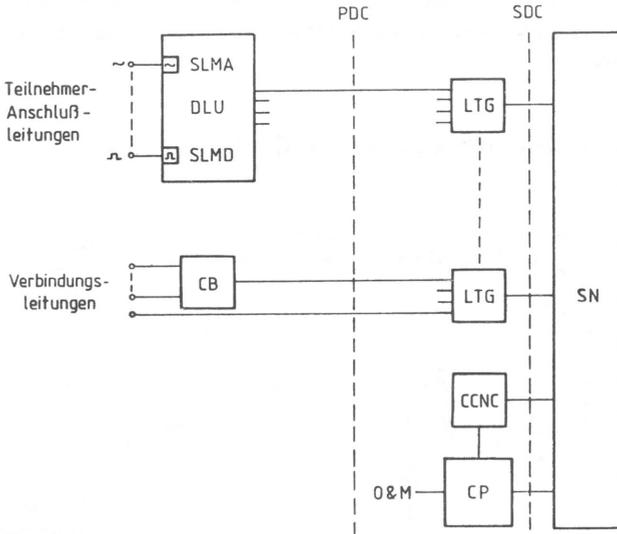


Bild 3.11: Struktur des digitalen Vermittlungssystems EWSD

Die zentrale Einrichtung einer digitalen Vermittlungsstelle ist das Koppelnetz (SN = Switching Network), das die transparente digitale Durchschaltung von Basiskanälen oder auch breitbandigeren Kanälen auf der Basis der Mehrkanaldurchschaltung ermöglicht. Beim System EWSD wird die Verbindungssteuerung durch einen leistungsfähigen Spezialprozessor CP (Coordination Processor) realisiert. Für die Zwecke der Zentralkanalsignalisierung existiert außerdem die Einheit CCNC (Common Channel Network Controller). Die Anschlüsse an das Koppelnetz sind generell als Sekundärmultiplexanschlüsse (SDC = Secondary Digital Carrier) mit 8192 kbit/s realisiert.

Die Gruppensteuerungen (LTG = Line Trunk Group) multiplexen jeweils vier Primärmultiplexanschlüsse (PDC = Primary Digital Carrier), die von der Peripherie her kommen, auf einen SDC. Ferner wird in ihnen für die Teilnehmersignalisierung die Schicht 3 des D-Kanal-Protokolls mit Hilfe des Gruppenprozessors bearbeitet.

Während die Ankopplung von Verbindungsleitungen zu den anderen Vermittlungsstellen entweder direkt über die LTG oder über eine Einheit CB (Channel Bank) erfolgt, ist für die Teilnehmeranschlußleitungen die Einheit DLU (Digital Line Unit) zuständig. Diese wiederum enthält mehrere Teilnehmeranschlußmodule SLMA (Subscriber Line Module

Analog) für den Anschluß analoger Teilnehmerleitungen und SLMD (Subscriber Line Module Digital) für den Anschluß digitaler Teilnehmerleitungen. Die DLU-Baugruppe führt eine Konzentration der Teilnehmerverkehre durch, d.h. es werden insgesamt weniger Kanäle in Richtung LTG zur Verfügung gestellt als Kanäle auf den Teilnehmerleitungen vorhanden sind.

### 3.6.2 Struktur eines digitalen Teilnehmermoduls

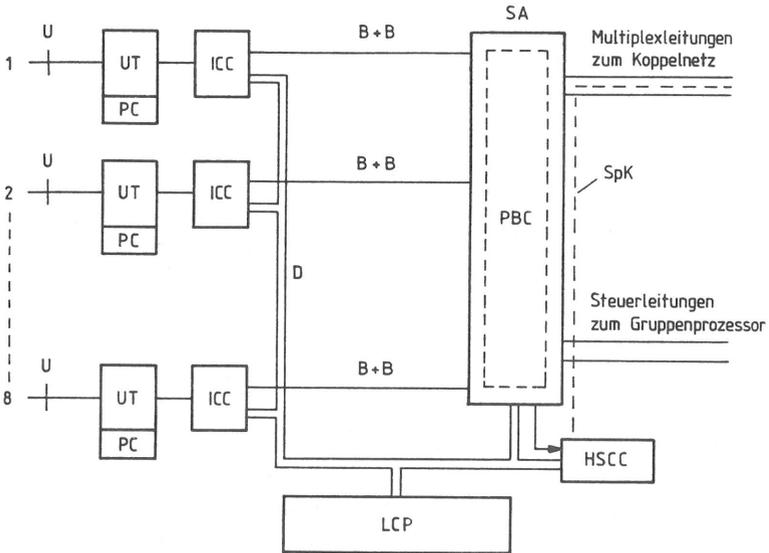


Bild 3.12: Struktur der Baugruppe SLMD

Die Bearbeitung der Schicht 1 der Teilnehmerschnittstelle und der Schicht 2 des D-Kanal-Protokolls wird im EWSD-System von der SLMD-Baugruppe übernommen [72]. Wegen der hochintegrierten Schaltungen ist es möglich, auf einer Leiterplatte 8 Schnittstellen für Basisanschlüsse unterzubringen. Für jeden Basisanschluß ist darauf jeweils ein Schicht-1-Baustein mit der zugehörigen Stromversorgung PC (Power Control) und ein Schicht-2-Baustein angeordnet.

Der Schicht-1-Baustein UT (U-Transceiver) kann entweder ein IEC (ISDN Echo Canceller) für das adaptive Echokompensationsverfahren oder ein IBC (ISDN Burst Controller) für das Zeitgetrenntlagenverfahren (Ping-Pong-Verfahren) sein. Man könnte dort sogar einen Baustein einsetzen, der die Übertragungstechnik der S-Schnittstelle realisiert,

also einen SBC (**S-Bus Controller**). Diese Austauschbarkeit wird gewährleistet durch eine standardisierte Schnittstelle aller Bausteine (siehe [85]). Der Schicht-2-Baustein ICC (**ISDN Communications Controller**) wird in der Vermittlungsstelle für die LAPD-Kernfunktionen, also die bitorientierten Funktionen eingesetzt. Die rahmenorientierten Funktionen müssen aufgrund der Forderung, daß mehrere Schicht-2-Verbindungen parallel existieren können, von einem Mikroprozessor realisiert werden. Dieser Prozessor (LCP = **Line Card Processor**) ist für alle von einer SLMD bedienten Basisanschlüsse gemeinsam zuständig.

Die aktiven B-Kanäle auf den Teilnehmerleitungen werden von dem Baustein PBC (**Peripheral Board Controller**) auf Primärmultiplexleitungen in Richtung LTG gemultiplext. Die Signalisierinformationen aus dem LCP gelangen über einen schnellen Bus zunächst in die DLU-Steuerung und von dort aus zur LTG, wo die Schicht-3-Bearbeitung durchgeführt wird.

Die paketierten Nutzdaten auf dem D-Kanal werden ebenfalls zunächst im LCP bearbeitet und dann über den Baustein HSCC (**High Level Serial Communication Controller**) auf einen speziellen Basiskanal, den sogenannten Summe-p-Kanal (SpK) gemultiplext [45]. Der HSCC wickelt das D-Kanal-Zugriffsprotokoll auf diesem SpK ab, so daß darauf mehrere SLMD-Baugruppen ihre paketierten Nutzdaten durch einen asynchronen Zugriff schicken können. Dieser Kanal bildet die Verbindung zu einem Paketvermittlungsmodul. Der HSCC hat weiterhin eine Schicht-2-Bearbeitungsmöglichkeit eingebaut, so daß auf dem SpK eine gesicherte Übertragung nach I.441 stattfinden kann.

### 3.6.3 Struktur der Teilnehmeranschlußleitung

Bild 3.13 zeigt die typische Realisierung eines Teilnehmerzugangs für die öffentliche Vermittlungstechnik.

Die Realisierung innerhalb der Vermittlungsstelle ist bereits vom vorigen Abschnitt her bekannt, wobei dort der L2-Prozessor als LCP und der L3-Prozessor als Gruppenprozessor der LTG realisiert war. Die NT1-Funktionseinheit führt einen Übergang von der U-Schnittstelle zur S-Schnittstelle durch und damit von einer zweidrähtigen zu einer vierdrähtigen Übertragungstechnik. Dazu wird eine Kombination aus einem U- und einen S-Schnittstellenbaustein (SBC) verwendet. Der SBC ist in der Lage, das D-Kanal-Zugriffsprotokoll sowohl auf der TE-Seite als auch auf der NT1-Seite abzuwickeln.

Im Endgerät sind wiederum die entsprechenden Bausteine für die Schichten 1 und 2 vorhanden, wobei diese inzwischen bereits in Form eines gemeinsamen Bausteins (ISAC-S = **ISDN Subscriber Access Controller S-Interface**) [88] verfügbar sind. Für Signalisierungszwecke, bei denen eine Fenstergröße von 1 in der Schicht 2 vorgeschrieben ist, kann der ICC-Baustein ohne zusätzliche Prozessorunterstützung arbeiten. Der Schicht-3-Prozessor hat

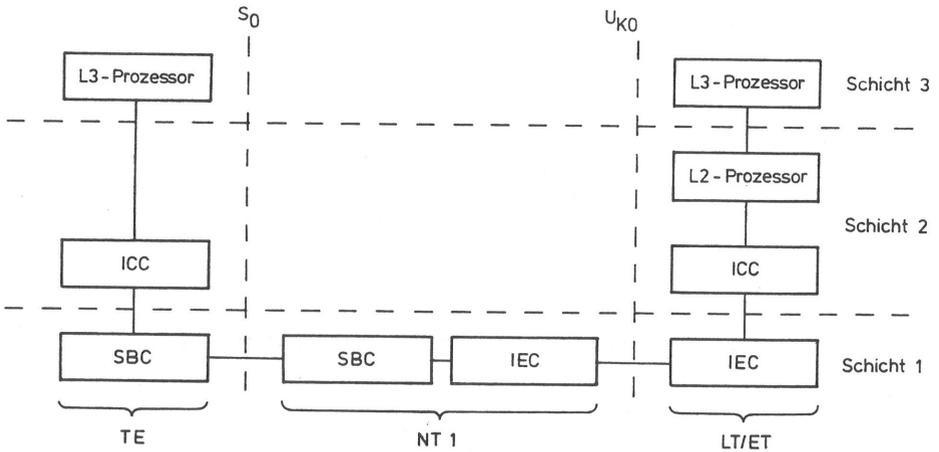


Bild 3.13: Realisierung eines Teilnehmerzugangs

im Endgerät außer der reinen Protokollbearbeitung meist noch weitere Aufgaben im Bereich der Endgerätesteuerung wahrzunehmen.

### 3.6.4 Alternative Implementierung für die Behandlung der p-Daten

Wie im Kapitel 6 gezeigt wird, kann die Tatsache, daß p-Daten vom L2-Prozessor bearbeitet werden müssen, zu einer deutlichen Erhöhung der Signalisierzeiten führen. Um dieses Problem zu vermeiden, bietet eine neue Version des ICC-Bausteins, der IDEC (ISDN Digital Exchange Controller) zusammen mit einem neuen PBC-Baustein, dem EPIC (Extended PCM Interface Controller) [83,84] die Möglichkeit, daß aufgrund der Adreßinformation der Schicht-2-Rahmen p-Daten bereits vom IDEC als solche erkannt werden, über die in Bild 3.12 dargestellte Verbindung zwischen IDEC und EPIC weitergereicht und vom EPIC auf einen Basiskanale gebracht werden. Da Basiskanäle 64 kbit/s und D-Kanäle 16 kbit/s Übertragungsgeschwindigkeit besitzen, können jeweils 4 D-Kanäle, auf denen p-Daten-Verbindungen bestehen, auf einen Basiskanale gemultiplext werden. Damit ist der L2-Prozessor nur noch für die Verbindungssteuerung von p-Daten-Verbindungen zuständig und nicht mehr für die Bearbeitung der Rahmen während der Datentransferphase, was eine deutliche Entlastung dieses Prozessors darstellt.

## Kapitel 4

# Verkehrstheoretische Modellierung des Netzzuganges

### 4.1 Prinzipien der verkehrstheoretischen Modellierung und Analyse

Die Abläufe innerhalb von Kommunikationssystemen sind im wesentlichen durch zufallsabhängig eintreffende Anforderungen der Teilnehmer an Betriebsmittel und durch die zufallsabhängige oder deterministische Bedienung dieser Anforderungen durch die Betriebsmittel bestimmt.

Bei der Betrachtung solcher Systeme kann man zwischen zeitabhängigen und zeitinvarianten Prozessen für die Ankünfte und die Bedienung von Anforderungen unterscheiden. Im Rahmen dieser Arbeit sollen nur zeitinvariante Prozesse behandelt werden, das heißt, daß man Systeme betrachtet, die schon eine sehr lange Zeit mit zeitinvarianten Ankunftsprozessen bei zeitinvarianten Bedienungsprozessen in Betrieb gewesen sind, so daß sich ein eingeschwungener Zustand eingestellt hat.

#### 4.1.1 Ankunftsprozesse

Die Anforderungen der Teilnehmer (Rufe) an das System und Anforderungen, die innerhalb des Systems als Reaktionen auf Ereignisse generiert werden, beschreibt man mit einer Zufallsvariablen  $T_A$  für die Abstände zwischen aufeinanderfolgenden Anforderungen, die je nach Umgebung des Systems oder Teilsystems durch ihre Verteilungsfunktion

$$F_A(t) = P \{T_A \leq t\} \quad (4.1)$$

charakterisiert wird.

Diese Verteilungsfunktionen können teilweise durch Messungen des Teilnehmerverhaltens gewonnen werden, oft ergeben sie sich aber auch durch die Bedienungszeitpunkte eines anderen Teilsystems.

Bei der statistischen Messung der Ankunftsabstände kann häufig außer dem Mittelwert nur noch die Varianz gemessen werden, und man ist dann darauf angewiesen, eine Verteilungsfunktion zu suchen, die ebenfalls durch diese zwei Parameter gekennzeichnet ist. Aus einer sehr großen Vielzahl von Möglichkeiten werden bei der verkehrstheoretischen Modellierung meist nur einige wenige verwendet, die nachfolgend beschrieben werden sollen. Neben dem Einsatzbereich, der durch den quadrierten Variationskoeffizienten

$$c_A^2 = \frac{\text{VAR}[T_A]}{\text{E}[T_A]^2} = \frac{\text{E}[T_A^2]}{\text{E}[T_A]^2} - 1 \quad (4.2)$$

gekennzeichnet ist, wird die Verteilungsfunktion  $F_A(t)$ , die Verteilungsdichtefunktion

$$f_A(t) = \frac{dF_A(t)}{dt} \quad (4.3)$$

und die Laplace-Transformierte

$$\Phi_A(s) = \int_0^{\infty} e^{-st} f_A(t) dt \quad (4.4)$$

angegeben.

#### 4.1.1.1 Negativ-exponentielle Verteilung (M)

$$c_A^2 = 1 \quad (4.5)$$

$$F_A(t) = 1 - e^{-\lambda t} \quad (4.6)$$

$$f_A(t) = \lambda e^{-\lambda t} \quad (4.7)$$

$$\Phi_A(s) = \left(1 + \frac{s}{\lambda}\right)^{-1} \quad (4.8)$$

$$\text{E}[T_A] = \frac{1}{\lambda} \quad (4.9)$$

Ein Ankunftsprozeß, der negativ-exponentiell verteilte Ankunftsabstände besitzt, wird auch als Poisson-Ankunftsprozeß bezeichnet. Dieser Prozeß hat, außer der Tatsache, daß er sehr häufig Ankunftsprozesse, die von außen auf ein System einwirken, sehr gut beschreibt, als einziger Prozeß im kontinuierlichen Zeitbereich die Eigenschaft der Gedächtnisfreiheit, die auch als „Markoff-Eigenschaft“ bezeichnet wird. Dies bedeutet bei einem

Ankunftsprozeß beispielsweise, daß ein externer Beobachter, der den Prozeß an zufälligen Zeitpunkten betrachtet und die Verteilung des Restankunftsabstandes, also der Zeit bis zum Eintreffen des nächsten Ereignisses, mißt, exakt die Ankunftsabstandsverteilung erhält. Diese Eigenschaft macht man sich bei der Systemanalyse häufig zunutze. Sie führt zu erheblichen Vereinfachungen und macht viele Analysen überhaupt erst möglich.

#### 4.1.1.2 Deterministische Verteilung (D)

$$c_A^2 = 0 \tag{4.10}$$

$$F_A(t) = s(t - t_0) \tag{4.11}$$

$$f_A(t) = \delta(t - t_0) \tag{4.12}$$

$$\Phi_A(s) = e^{-st_0} \tag{4.13}$$

$$E[T_A] = t_0 \tag{4.14}$$

wobei  $s(t - t_0)$  die Sprungfunktion und  $\delta(t - t_0)$  die Dirac-Funktion ist:

$$s(t - t_0) = \begin{cases} 0 & \text{für } t < t_0 \\ 1 & \text{für } t \geq t_0 \end{cases} \tag{4.15}$$

$$\delta(t - t_0) = 0 \text{ für } t \neq t_0 \tag{4.16}$$

$$\int_0^\infty \delta(t - t_0) dt = 1 \tag{4.17}$$

#### 4.1.1.3 Verallgemeinerte Erlang-Verteilung ( $E_{k-1,k}$ )

Die  $E_{k-1,k}$ -Verteilungsfunktion ist gekennzeichnet durch die Summe von  $k - 1$  identischen negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen mit Mittelwert  $1/\mu$ , zu der mit Wahrscheinlichkeit  $1 - p$  noch eine weitere addiert wird, um die Verteilung nicht nur für diskrete Werte von  $c_A^2$  verwenden zu können.

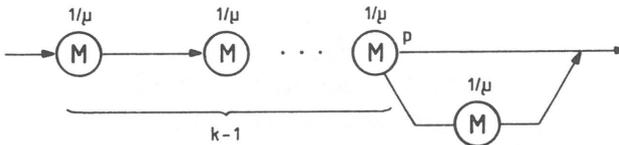


Bild 4.1: Verallgemeinerte Erlang-Verteilung

$$0 < c_A^2 \leq 1 \tag{4.18}$$

$$F_A(t) = p \left( 1 - \sum_{j=0}^{k-2} e^{-\mu t} \frac{(\mu t)^j}{j!} \right) + (1-p) \left( 1 - \sum_{j=0}^{k-1} e^{-\mu t} \frac{(\mu t)^j}{j!} \right) \tag{4.19}$$

$$f_A(t) = p \mu^{k-1} \frac{t^{k-2}}{(k-2)!} e^{-\mu t} + (1-p) \mu^k \frac{t^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\mu t} \tag{4.20}$$

$$\Phi_A(s) = p \left( 1 + \frac{s}{\mu} \right)^{-(k-1)} + (1-p) \left( 1 + \frac{s}{\mu} \right)^{-k} \tag{4.21}$$

$$\tag{4.22}$$

mit

$$\frac{1}{k} \leq c_A^2 \leq \frac{1}{k-1} \tag{4.23}$$

$$p = \frac{k c_A^2 - \sqrt{k(1+c_A^2) - k^2 c_A^2}}{1+c_A^2} \tag{4.24}$$

$$\mu = \frac{k-p}{E[T_A]} \tag{4.25}$$

Ein Sonderfall, der nur diskrete Variationskoeffizienten  $c_A^2 = 1/k$  erzeugen kann, ist die  $E_k$ -Verteilung, die aus der  $E_{k-1,k}$ -Verteilung durch  $p = 0$  erzeugt werden kann.

#### 4.1.1.4 Verschobene Exponentialverteilung (D-M)

Die verschobene Exponentialverteilung besteht aus der Summe einer deterministischen und einer negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen.



Bild 4.2: Verschobene Exponentialverteilung

$$0 \leq c_A^2 \leq 1 \tag{4.26}$$

$$F_A(t) = s(t - t_0) \left( 1 - e^{-\mu(t-t_0)} \right) \tag{4.27}$$

$$f_A(t) = s(t - t_0) \mu e^{-\mu(t-t_0)} \tag{4.28}$$

$$\Phi_A(s) = \left( 1 + \frac{s}{\mu} \right)^{-1} e^{-st_0} \tag{4.29}$$

mit

$$\mu = \frac{1}{c_A E[T_A]} \quad (4.30)$$

$$t_0 = E[T_A](1 - c_A) \quad (4.31)$$

#### 4.1.1.5 Hyperexponentielle Verteilung zweiter Ordnung ( $H_2$ )

Die  $H_2$ -Verteilungsfunktion ist gekennzeichnet durch die zufällige alternative Auswahl zweier negativ-exponentiell verteilter Zufallsvariablen  $T_1$  und  $T_2$  mit Parametern  $\mu_1$  und  $\mu_2$ . Für die Bestimmung der Parameter  $\mu_1$ ,  $\mu_2$ ,  $p$  hat man 3 Freiheitsgrade, von denen nur 2 durch  $E[T_A]$  und  $c_A^2$  abgedeckt sind. Der dritte Freiheitsgrad kann entweder dazu verwendet werden, das dritte Moment noch mit zu berücksichtigen, oder, wie es sehr häufig getan wird, für ausgeglichene Mittelwerte zu sorgen :  $p/\mu_1 = (1 - p)/\mu_2$ .

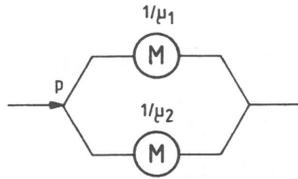


Bild 4.3: Hyperexponentielle Verteilung zweiter Ordnung

$$c_A^2 \geq 1 \quad (4.32)$$

$$F_A(t) = p(1 - e^{-\mu_1 t}) + (1 - p)(1 - e^{-\mu_2 t}) \quad (4.33)$$

$$f_A(t) = p\mu_1 e^{-\mu_1 t} + (1 - p)\mu_2 e^{-\mu_2 t} \quad (4.34)$$

$$\Phi_A(s) = p \left(1 + \frac{s}{\mu_1}\right)^{-1} + (1 - p) \left(1 + \frac{s}{\mu_2}\right)^{-1} \quad (4.35)$$

mit

$$p = \frac{1}{2} \left(1 + \sqrt{\frac{c_A^2 - 1}{c_A^2 + 1}}\right) \quad (4.36)$$

$$\mu_1 = \frac{2p}{E[T_A]} \quad (4.37)$$

$$\mu_2 = \frac{2(1 - p)}{E[T_A]} \quad (4.38)$$

#### 4.1.1.6 Gamma-Verteilung ( $\Gamma$ )

Die  $\Gamma$ -Verteilungsfunktion ist eine Verallgemeinerung der  $E_k$ -Verteilung für reelles  $k$ . Sie kann nicht so einfach probabilistisch interpretiert werden wie die  $E_k$ -Verteilung, hat aber durch ihren großen Bereich der abdeckbaren Variationskoeffizienten und die sehr einfache Laplace-Transformierte eine gewisse Bedeutung. Ferner hat sie die interessante Eigenschaft, daß die Summe von  $\Gamma$ -verteilten Zufallsvariablen mit gleichem Parameter  $\mu$  wieder einer  $\Gamma$ -Verteilung gehorcht.

$$c_A^2 > 0 \quad (4.39)$$

$$F_A(t) = \frac{1}{\Gamma(\alpha)} \int_0^{\mu t} e^{-u} u^{\alpha-1} du \quad (4.40)$$

$$f_A(t) = \frac{\mu^\alpha t^{\alpha-1}}{\Gamma(\alpha)} e^{-\mu t} \quad (4.41)$$

$$\Phi_A(s) = \left(1 + \frac{s}{\mu}\right)^{-\alpha} \quad (4.42)$$

mit

$$\Gamma(\alpha) = \int_0^\infty e^{-t} t^{\alpha-1} dt \text{ für } \alpha > 0 \quad (4.43)$$

$$\alpha = \frac{1}{c_A^2} \quad (4.44)$$

$$\mu = \frac{\alpha}{E[T_A]} \quad (4.45)$$

#### 4.1.1.7 Zustandsabhängige Ankunftsprozesse

Geht man von einer relativ kleinen Anzahl von Benutzern eines Systems aus, läßt sich leicht vorstellen, daß die Ankunftsrate der Anforderungen umso kleiner wird, je mehr Benutzer gerade vom System bedient werden. Die Ankunftsrate wird also abhängig vom Systemzustand. Man spricht hier auch von dem „Modell der endlichen Quellenzahl“. Der am häufigsten angewandte Fall ist der mit negativ-exponentiell verteilten Freizeiten<sup>1</sup> der einzelnen Benutzer.

Setzt man  $q$  Benutzer voraus und nimmt an, daß sich das System im Zustand „ $n$  Belegungen“ befindet, so ist die zustandsabhängige Ankunftsrate  $\lambda_Z = (q - n)\alpha$ , wenn  $\alpha$  der Kehrwert der mittleren Freizeit ist.

Für  $q \rightarrow \infty$  und  $\alpha \rightarrow 0$  erkennt man, daß die Zustandsabhängigkeit verschwindet, und man erhält den Poisson-Prozeß.

<sup>1</sup>Die Zeit zwischen einem Bedienungsende und der erneuten Anforderung, auf den gleichen Benutzer bezogen.

#### 4.1.1.8 Gruppenankunftsprozesse

Läßt man zu, daß zu einem Zeitpunkt mehrere Anforderungen gleichzeitig eintreffen, so erhält man einen Gruppenankunftsprozeß. Dabei wird die Zeit zwischen den Gruppenankünften wiederum mit einer Ankunftsabstandsverteilungsfunktion und die Anzahl der Anforderungen mit einer diskreten Verteilungsfunktion beschrieben.

#### 4.1.1.9 Ankunftsprozesse innerhalb von Systemen

Während Ankunftsprozesse, die von der Umwelt auf das System einwirken, meist recht gut mittels der Ankunftsabstandsverteilungsfunktionen beschrieben werden können, wobei auch die Erneuerungseigenschaft<sup>2</sup> vorausgesetzt werden kann, gilt dies für die Ankunftsprozesse, die innerhalb von Systemen auftreten, aus zweierlei Gründen nicht mehr:

1. Ausgangsprozesse aus Teilsystemen verlieren im allgemeinen die Erneuerungseigenschaft. Die dabei auftretenden Abhängigkeiten können aber, wenn dieser Ausgangsprozess als Eingangsprozess für weitere Teilsysteme dient, nur in wenigen Fällen berücksichtigt werden. Umfangreiche Arbeiten zu diesem Thema findet man beispielsweise in [67,68,95].
2. Prozesse werden häufig durch Protokolle gesteuert. Hierbei treten erhebliche Abhängigkeiten zwischen den einzelnen Prozessen innerhalb eines Systems auf, die meist nur außerordentlich schwer zu fassen sind.

#### 4.1.2 Bedienungsprozesse

Analog zu den zufallsabhängigen Ankunftsprozessen kann die Bedienung von eingetroffenen Anforderungen in Bedienungseinheiten des Systems durch zufallsabhängige Bedienungsprozesse modelliert werden. Diese beschreibt man durch Zufallsvariablen  $T_H$ , die wiederum, wie die Ankunftsabstände, durch Verteilungsfunktionen, die Bedienzeitverteilungsfunktionen, charakterisiert werden.

Bei größerer Modellierungstiefe ist es auch möglich, eine vom Typ der Anforderung abhängige Bedienzeit zu definieren. Dies erfordert Kenntnisse der individuellen Bedienzeiten, die durch Messungen am realen System oder durch Laufzeitanalysen der eingesetzten Programme ermittelt werden. Üblicherweise liegt einer solchen Analyse eine Prozeßbeschreibung in einer Spezifikationssprache wie SDL zugrunde, wo die Durchlaufzeiten der einzelnen Transitionen bestimmt werden können.

---

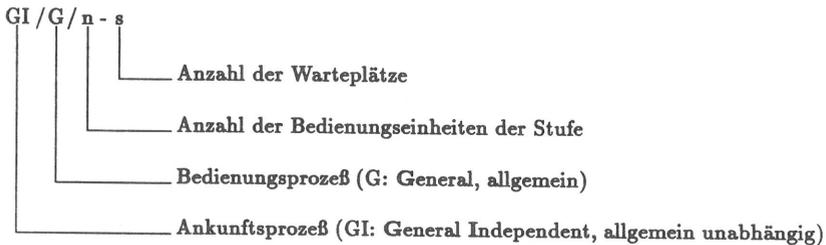
<sup>2</sup>Die Erneuerungseigenschaft besagt, daß sich ein Prozeß nur in Abhängigkeit vom letzten eingetroffenen Ereignis fortentwickelt und seine frühere Geschichte unberücksichtigt bleiben kann.

### 4.1.3 Systemmodelle

Die wichtigsten strukturbezogenen Elemente von Warteschlangenmodellen sind

- Verkehrsquellen zur Erzeugung von Anforderungen mit einem Ankunftsprozeß,
- Warteschlangen zur Zwischenspeicherung wartender Anforderungen mit unendlicher oder endlicher Anzahl  $s$  von Warteplätzen und definierter Abfertigungsstrategie (z.B. FIFO),
- Bedienungseinheiten zur Ausführung der angeforderten Funktionen mit einem Bedienungsprozeß,
- Schalter zur zeitweisen Schaltung von Verbindungswegen gemäß definierter Schaltstrategien,
- Verzweigungen zur richtungsmäßigen Aufteilung von Anforderungen gemäß definierter Verzweigungsstrategien.

Die bekannteste Grundform eines Modells ist das allgemeine einstufige Warteschlangenmodell, das nach einer erweiterten 1954 von Kendall [60] eingeführten Notation bezeichnet wird.



Wenn die Art des Ankunfts- oder Bedienungsprozesses genauer bekannt ist, können statt der Kennzeichnungen GI bzw. G für den allgemeinen Fall die Kurzbezeichnungen der entsprechenden Prozesse verwendet werden, wie sie in Abschnitt 4.1.1 definiert wurden. Für eine unendliche Anzahl von Warteplätzen wird der Parameter  $s$  der Einfachheit halber oftmals weggelassen.

## 4.2 Leistungsgrößen des Gesamtsystems

Im Rahmen der verkehrstheoretischen Analyse des ISDN-Teilnehmerzuganges sollen drei Arten von zu bestimmenden Leistungsgrößen unterschieden werden:

a) **Signalisierverzögerungen:**

Die Signalisierverzögerungen sollen jeweils an der Schnittstelle zwischen den Schichten 2 und 3 gemessen werden, da sich vor allem in der Vermittlungsstelle eine Schnittstelle oberhalb der Schicht 3 bei der für die Analyse des Teilnehmerzugangssystems angemessenen Modellierungstiefe nicht definieren läßt. Für die Definition dieser Zeiten enthält Bild 4.4 alle Schicht-2-Rahmen, gegebenenfalls mit dem Inhalt, der erst auf der Schicht 3 eine Bedeutung erhält. Bild 4.4 stellt einen erfolgreichen Verbindungsaufbau zwischen zwei Endgeräten dar, wobei auf der gerufenen Seite zwei Endgeräte antworten, weil sie beide in der Lage sind, das gewünschte Dienstmerkmal zu bearbeiten und den Ruf anzunehmen.

Die Signalisierverzögerungen enthalten nur die Anteile, die auftreten, wenn die Schicht 1 bereits aufgebaut ist, und wenn das Endgerät bereits über seine Adresse, den TEI, verfügt. Die Zeit für den Schicht-1-Aufbau ist eine Auswirkung der Schicht-1-Implementierung und kann durch Messungen am realen System bestimmt werden. Sie muß, falls es notwendig sein sollte, zu den von den Protokollen und deren Implementierung bestimmten Zeiten addiert werden.

Die Zeit, die ein Endgerät abwarten muß, bis es seine Adresse zugeteilt bekommt, kann nach den in Kapitel 6 vorgestellten Verfahren leicht berechnet werden und müßte dann ebenfalls, falls notwendig, zu den berechneten Signalisierverzögerungen addiert werden. Im normalen Betriebszustand des Teilnehmerzugangs sollte dieser Fall jedoch sehr selten vorkommen.

Die Zeiten sind in Bild 4.4 folgendermaßen definiert:

1. *Wähltonverzugszeit beim Fernsprechen:* Zeit vom Beginn des Schicht-2-Aufbaus durch das Endgerät, bis die Meldung **SETUP ACKNOWLEDGE** in der Schicht 3 des Endgerätes eintrifft.
2. *Rufverzugszeit von einem rufenden Endgerät aus gesehen:* Zeit vom Absenden der letzten Wählinformation bis zum Eintreffen der Meldung **ALERT** in der Schicht 3 des Endgerätes.
3. *Rufverzugszeit von der Vermittlungsstelle des gerufenen Endgerätes aus gesehen:* Zeit vom Abschicken der **SETUP** Meldung bis zum Eintreffen der ersten **ALERT** Meldung in der Schicht 3 der Vermittlungsstelle.

Die Wähltonverzugszeit tritt nur beim Dienst „Fernsprechen“ auf, und dort auch nur, wenn auf konventionelle Weise erst nach Abnehmen des Hörers gewählt wird. In allen anderen Fällen wird die gesamte Wählinformation bereits in der **SETUP** Meldung übertragen, oder es können, wiederum beim Dienst „Fernsprechen“, Wählziffern nachgesandt werden, um die Rufnummer gegebenenfalls zu vervollständigen.

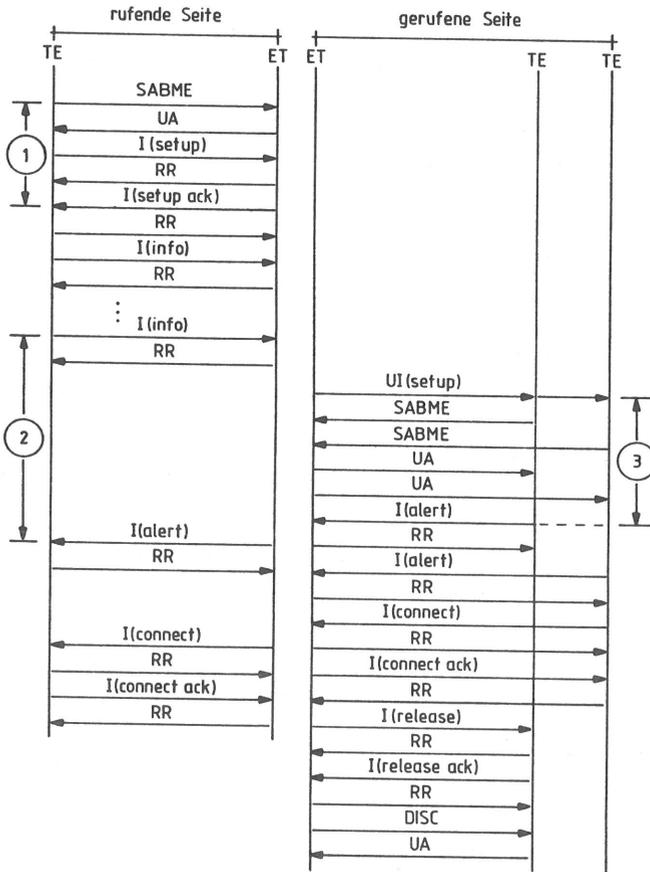


Bild 4.4: Typisches Szenario für einen Verbindungsaufbau

Diese Signalisierverzögerungen werden grundsätzlich unter der Annahme einer zusätzlichen vorgebbaren Last an paketierten Nutzinformationen auf dem D-Kanal bestimmt.

b) **Mittlere Durchlaufzeiten für paketierte Nutzdaten**

Sowohl über den D-, als auch über den B-Kanal können paketierte Nutzdaten übertragen werden, wobei in beiden Fällen mehrere Schicht-2-Verbindungen über einen Kanal unterhalten werden. Die Leistungsfähigkeit einer solchen Konfiguration läßt sich im wesentlichen dadurch charakterisieren, wie groß im

Mittel die Durchlaufzeit eines Pakets vom Eintritt in die Schicht-2-Instanz auf der einen Seite bis zum Austritt des erfolgreich übertragenen Pakets aus der Schicht-2-Instanz auf der anderen Seite ist, wobei Fehlerbehebungsmaßnahmen und der Effekt der endlichen Fenstergröße bereits mit einbezogen sind.

c) **Anzahl von belegten Basiskanälen zwischen Teilnehmeranschlußmodulen und Paketvermittlungsmodul**

Werden die paketierte Nutzdaten im D-Kanal protokollmäßig nicht mehr auf der Teilnehmerkarte, sondern erst im Paketvermittlungsmodul behandelt, ermöglicht ein neues Baustein-Konzept, jeweils 4 aktive D-Kanäle auf einen Basiskanal zu multiplexen. Für einen D-Kanal wird nur dann ein Zeitschlitz auf einem Basiskanal zum Paketvermittlungsmodul reserviert, wenn darauf mindestens eine virtuelle Verbindung für paketierte Nutzdaten aktiv ist.

Von Interesse ist nun die Verteilung der Anzahl von Basiskanälen, wenn die Anzahl von D-Kanälen, die Anzahl von verfügbaren Basiskanälen und das Angebot an virtuellen Verbindungen bekannt sind. Ferner soll die Wahrscheinlichkeit berechnet werden, daß eine neu aufzubauende virtuelle Verbindung keinen Zeitschlitz mehr erhält und damit blockiert wird.

### 4.3 Grundmodelle

Hauptzweck der im Kapitel 6 dargestellten analytischen Ansätze ist die Darstellung von approximativen mathematischen Verfahren, um bestimmte Leistungskenngrößen des behandelten Systems, wie Reaktionszeiten oder Durchlaufzeiten zu berechnen.

Da aufgrund der Komplexität des gesamten Teilnehmerzugangssystems dieses sich nicht mit einem einfachen Modell beschreiben läßt, wird es zum Zwecke der Analyse in einzelne Grundmodelle aufgespalten, für deren Analyse bereits Verfahren bekannt sind, oder die innerhalb dieser Arbeit erstellt werden. Solche Grundmodelle zeichnen sich dadurch aus, daß für eine Menge von Eingangsströmen mit individuellen Ankunftsabstands- und Bedienzeitverteilungsfunktionen charakteristische Größen wie mittlere Wartezeiten, Verlustwahrscheinlichkeiten oder Ausgangsabstandsverteilungsfunktionen für jeden individuellen Eingangsstrom berechenbar sind. Stellt man die einzelnen Grundmodelle zum Gesamtsystem zusammen, so bildet typischerweise der Ausgangsprozeß eines Teilsystems den Eingangsprozeß des davon gespeisten Teilsystems.

Ferner treten diese Grundmodelle auch innerhalb komplexer Gesamtmodelle im Rahmen einer Verkehrssimulation auf und müssen dort entsprechend abgebildet werden.

Ein Problem muß bei vielen Grundmodellen betrachtet werden: die Lösungen gelten -

meist unabhängig davon, ob das Grundmodell selbst exakt oder nur approximativ analysierbar ist – oft nur für Poisson-Eingangsprozesse. Mitunter sind approximative Erweiterungen für allgemeinere Eingangsprozesse verfügbar, häufig muß aber bewußt an dieser Stelle eine Ungenauigkeit in Kauf genommen werden.

In den folgenden Abschnitten sollen nun einige Grundmodelle vorgestellt werden, die für die Analyse und die Simulation des Gesamtsystems notwendig sind, und es werden, falls aus der Literatur bekannt, Lösungen angegeben, oder, falls neue Grundmodelle im Rahmen dieser Arbeit verwendet werden, diese erläutert und im Kapitel 6 deren Analyse dargestellt.

### 4.3.1 Verlustsysteme, Wartesysteme, Warteverlustsysteme

Gegeben sei eine begrenzte Anzahl von Bedienungseinheiten und ein Ankunftsprozeß von Anforderungen, von denen jede eine oder mehrere Bedienungseinheiten für eine Bedienzeit in Anspruch nimmt, falls beim Eintreffen der Anforderung die erforderliche Anzahl davon frei ist. Bei einem reinen *Verlustsystem* wird ein Anforderung abgewiesen und geht verloren, wenn sie keine Belegung durchführen kann. Bei einem reinen *Wartesystem* wird die Anforderung in eine Warteschlange mit unbegrenztem Warteraum eingereiht, bis die erforderliche Anzahl von Bedienungseinheiten frei wird und sie bedient werden kann.

Eine der vielen möglichen Zwischenformen<sup>3</sup> ist das *Warteverlustsystem*, bei dem der Warteraum begrenzt ist und Anforderungen verloren gehen, wenn sie im Warteraum keinen Platz mehr finden. Prinzipiell sind alle in der Realität vorkommenden Wartesysteme in Wirklichkeit Warteverlustsysteme, jedoch wird in vielen Fällen der Warteraum so dimensioniert, daß die Verlustwahrscheinlichkeit vernachlässigbar wird, eine Voraussetzung, die zu erheblichen Vereinfachungen bei der Analyse führt.

Für die beiden wichtigsten Verlustsysteme mit endlicher und unendlicher Quellenzahl können die Verlustwahrscheinlichkeiten exakt berechnet werden. Für unendliche Quellenzahl gilt die Erlang-Formel [47]:

$$B_1 = \frac{A^n/n!}{\sum_{i=0}^n A^i/i!} \quad (4.46)$$

wobei  $A = \lambda \cdot h$  das Angebot in der Pseudoeinheit „Erlang“ und  $n$  die Anzahl der Bedienungseinheiten ist. Vorausgesetzt ist hier ein Poisson-Ankunftsprozeß der Anforderungen und damit eine unendliche Quellenzahl.

Für eine endliche Quellenzahl  $q$  mit einer mittleren Freizeit  $\alpha$  pro Quelle gilt die Engset-

---

<sup>3</sup>Es gibt beispielsweise auch Systeme mit Anforderungen, die eine begrenzte Geduldszeit besitzen, usw.

Formel [46]:

$$B_2 = \frac{\binom{q-1}{n} \beta^n}{\sum_{i=0}^n \binom{q-1}{i} \beta^i} \quad (4.47)$$

wobei  $\beta = \alpha \cdot h$  das Angebot pro freier Quelle darstellt.

Die Bedienzeitverteilungsfunktionen können für beide Fälle beliebig sein.

Alle nun folgenden Grundmodelle sind reine Wartesysteme.

### 4.3.2 GI/G/1-System

Eine sehr ausführliche Darstellung der Theorie des GI/G/1-Systems kann in den Lehrbüchern von Kleinrock [61,62] gefunden werden. An dieser Stelle sollen nur die Aspekte, die im Rahmen dieser Arbeit wichtig sind, behandelt werden.

Für die mittlere Wartezeit im M/G/1-System, also einem Wartesystem mit einer Bedienungseinheit mit beliebiger Bedienzeitverteilungsfunktion und Poisson-Ankunftsprozeß, gilt die exakte Pollaczek-Chintchin-Formel [78]:

$$t_w = \frac{\rho h(c_H^2 + 1)}{2(1 - \rho)} = \frac{\lambda h^{(2)}}{2(1 - \rho)} \quad (4.48)$$

Für allgemeine Ankunftsprozesse wurde von Krämer und Langenbach-Belz eine Näherungsformel veröffentlicht [64], die das zweite Moment der Ankunftsabstandsverteilungsfunktion verwendet:

$$t_w = \frac{\rho h(c_H^2 + c_A^2)}{2(1 - \rho)} \cdot \begin{cases} \exp \left\{ \frac{-2(1 - \rho)(1 - c_A^2)^2}{3\rho(c_A^2 + c_H^2)} \right\} & c_A^2 \leq 1 \\ \exp \left\{ \frac{-(1 - \rho)(c_A^2 - 1)}{c_A^2 + 4c_H^2} \right\} & c_A^2 > 1 \end{cases} \quad (4.49)$$

Der mittlere Ausgangsabstand des Systems ist gleich dem mittleren Ankunftsabstand, während für dessen quadrierten Variationskoeffizienten nach Marshall [77] gilt:

$$c_D^2 = c_A^2 + 2\rho^2 c_H^2 - 2\rho(1 - \rho) \frac{t_w}{h} \quad (4.50)$$

Diese Beziehung ist exakt, sofern die mittlere Wartezeit exakt angebar ist (z.B. für M/G/1), ansonsten wird  $t_w$  nach Gleichung 4.49 eingesetzt, wie es in [67] vorgeschlagen wurde.

Wenn sich der Eingangsstrom eines GI/G/1-Systems aus der Überlagerung mehrerer unabhängiger Ströme ergibt, so wird dieses System als  $\sum_i GI_i/G_i/1$ -System bezeichnet. Nur

für den Fall, daß alle Teilströme Poisson-Ströme sind, sind die mittleren Wartezeiten für alle Ströme identisch. Ansonsten muß die Variabilität jedes einzelnen Stromes in Betracht gezogen werden. Für das  $\sum_i GI_i/M/1$ -System wurde von Albin [1] mittels umfangreicher Simulationsexperimente eine heuristische Beziehung für die stromindividuellen mittleren Wartezeiten  $t_{w,i}$  gefunden:

$$t_{w,i} = t_w \left( \alpha + \beta \frac{c_{A,i}^2}{c_A^2} \right) \quad (4.51)$$

$$c_A^2 = \sum_{i=1}^N \left( \frac{\lambda_i}{\lambda} \right)^2 c_{A,i}^2 \quad (4.52)$$

wobei  $c_A^2$  die Variabilität des Gesamtstromes repräsentiert und  $t_w$  die mittlere Wartezeit im entsprechenden GI/M/1-System mit einem Ankunftsstrom, der sich aus der Überlagerung aller Teilströme ergibt. Für die Parameter  $\alpha$  und  $\beta$  wurden die Werte 0.853 bzw. 0.147 ermittelt. In [1] wird angeregt, Gleichung 4.51 auch für das  $\sum_i GI_i/G_i/1$ -System einzusetzen.

Sind die stromindividuellen mittleren Wartezeiten nur für relativ große Unterschiede der Varianz der Ankunftsabstände signifikant unterschiedlich, so spielen für die Variabilität der stromindividuellen Ausgangsabstände alle Parameter der Ankunfts- und Bedienungsprozesse eine Rolle.

Für Poisson-Ankunftsprozesse wurde von Stanford und Fischer [87] ein exaktes Verfahren zur Bestimmung der Laplace-Transformierten der klassenindividuellen Ausgangsabstände erarbeitet, das aber aufgrund seiner Komplexität an dieser Stelle nicht weiter behandelt werden soll.

Unter der Annahme von Gruppenprozessen wurde von Whitt [97] ein Verfahren für allgemeine Ankunftsprozesse entwickelt. Damit läßt sich der quadrierte Variationskoeffizient  $c_{D,i}^2$  des Ausgangsabstandes des Stromes  $i$  berechnen:

$$c_{D,i}^2 = \lambda_i \cdot \sum_{j=1}^N \varrho_j h_j (c_{A,j}^2 + c_{H,j}^2) + (1 - 2\varrho_i) c_{A,i}^2 \quad (4.53)$$

Diese Beziehung liefert allerdings für  $c_{A,i}^2 < 1$  relativ schlechte Ergebnisse, da hierfür ein Gruppenankunftsprozeß mit deterministischem Gruppenabstand, und damit eine diskrete Verteilung zugrunde gelegt wurde. Aus diesem Grund wurde im Rahmen dieser Arbeit (siehe Kapitel 6) ein alternativer Ansatz entwickelt, der mit kontinuierlichen Verteilungen arbeitet.

### 4.3.3 Prioritätensystem mit nichtunterbrechenden Prioritäten

Die Basisarbeit über Prioritätensysteme stammt von Cobham aus dem Jahre 1954 [40] und das Standardwerk über Prioritätensysteme ist das Buch von Conway, Maxwell und Miller [41]. Die Ausgangsprozesse des Systems, bezogen auf die einzelnen Klassen wurden approximativ von Stanford [86] charakterisiert. Eine übersichtliche Darstellung von Prioritätensystemen mit Umschaltzeiten zwischen den Abfertigungen wurde vor kurzem von Kella und Yechiali [59] veröffentlicht. Darüber hinaus ist eine Reihe weiterer Fachartikel erschienen, die sich jeweils mit speziellen Gesichtspunkten dieser Systeme beschäftigen, aber in diesem Zusammenhang nicht relevant sind. Im Rahmen dieser Arbeit treten Systeme mit nichtunterbrechenden Prioritäten ohne Umschaltzeiten auf, die in [41] ausführlich beschrieben sind.

Gegeben sei ein System mit  $N$  Poisson-Eingangsströmen und einer Bedienungseinheit. Jeder Strom sei charakterisiert durch seine Ankunftsrate  $\lambda_I$  und die ersten beiden Momente der zugehörigen Bedienzeitverteilungsfunktion  $h_I, h_I^{(2)}$ . Jeder Strom speise seine individuelle Warteschlange. Die Bedienung erfolge so, daß die Priorität der Abfertigung der Warteschlange mit fallendem Index  $I$  steige. Eine Anforderung darf eine laufende Bedienung, auch wenn sie niedrigere Priorität hat, nicht unterbrechen, sondern muß deren Bedienungsende abwarten.

Dann gilt exakt für die mittlere Wartezeit nach Cobham [40]:

$$t_{w,I} = \frac{\sum_{J=1}^N \lambda_J h_J^{(2)}}{2(1 - \rho_A)(1 - \rho_A - \rho_I)} \quad (4.54)$$

wobei der Index  $A$  alle Ströme bezeichnet, deren Priorität höher als die des betrachteten Stromes  $I$  ist. Also  $\rho_A = \sum_{J=1}^{I-1} \rho_J$ ;  $\rho_J = \lambda_J \cdot h_J$ .

Von Interesse sind ferner noch zwei weitere Größen, die häufig bei der Analyse von Prioritätssystemen Verwendung finden: die *Betriebsperiode* (Busy-Period) und die *verzögerte Betriebsperiode* (Delay-Busy-Period). In jedem Wartesystem mit einer Bedienungseinheit wechseln sich Zeiten, in denen die Bedienungseinheit belegt ist, die Betriebsperioden, und die Zeiten, in denen sie frei ist, ab. Die ersten beiden Momente der Betriebsperiode berechnet man nach [41]:

$$t_{BP} = \frac{h}{1 - \rho} \quad (4.55)$$

$$t_{BP}^{(2)} = \frac{h^{(2)}}{(1 - \rho)^3} \quad (4.56)$$

Kann man den Auslöser dieser Betriebsperiode in einem System mit mehreren Strömen identifizieren, kann der Begriff der Betriebsperiode verallgemeinert werden und man kommt

zur verzögerten Betriebsperiode. Diese besteht aus der Bearbeitung aller Anforderungen, die während der initialen Bedienung eingetroffen sind, zuzüglich aller, die während der verzögerten Betriebsperiode eingetroffen sind. Bild 4.5 macht diesen Zusammenhang deutlich.

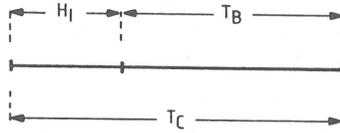


Bild 4.5: Verzögerte Betriebsperiode und Betriebszyklus

Typischerweise wird dieser Ansatz verwendet, um, ausgehend von einer Anforderung der Klasse  $I$ , zu berechnen, wie lange es dauert, bis die nächste Anforderung der Klasse  $I$  frühestens bedient werden kann. Dazu sind dann nur die Anforderungen der Ströme mit Priorität höher als die der Klasse  $I$ , also Klasse  $A$ , zu betrachten, die während der verzögerten Betriebsperiode bearbeitet werden.

Die ersten beiden Momente der verzögerten Betriebsperiode sind dann

$$t_B = \frac{\rho_A h_I}{1 - \rho_A} \quad (4.57)$$

$$t_B^{(2)} = \frac{\lambda_A h_A^{(2)}}{(1 - \rho_A)^3} \cdot h_I + \frac{\rho_A^2}{(1 - \rho_A)^2} \cdot h_I^{(2)} \quad (4.58)$$

und die ersten beiden Momente der Summe aus initialer Bedienung und verzögerter Betriebsperiode, des sogenannten Betriebszyklusses

$$t_C = \frac{h_I}{1 - \rho_A} \quad (4.59)$$

$$t_C^{(2)} = \frac{\lambda_A h_A^{(2)}}{(1 - \rho_A)^3} \cdot h_I + \frac{h_I^{(2)}}{(1 - \rho_A)^2} \quad (4.60)$$

#### 4.3.4 Polling-Systeme mit nichterschöpfender Abfertigung ohne Umschaltzeiten

Über Pollingsysteme, also Systeme, bei denen Warteschlangen in Form eines, wie auch immer gearteten Zyklusses abgefertigt werden, sind in den vergangenen Jahren außerordentlich viele Arbeiten publiziert worden, die sich mit approximativen und exakten Analysen der Wartezeiten in diesen Systemen befassen. Eine sehr ausführliche Liste der wichtigsten Literatur auf diesem Gebiet findet man in dem – mittlerweile zum Standardwerk auf diesem

Gebiet gewordenen - Buch von Takagi [89]. Ferner wurde am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung von Raith [79] eine Dissertation angefertigt, die sich mit speziellen Aspekten dieser Systeme, wie z.B. Verhalten bei begrenzten Warteräumen, befaßt. Das in der Überschrift zu diesem Abschnitt erwähnte System konnte jedoch bisher für unsymmetrische Lastprofile nicht exakt analysiert werden, und es ist bis jetzt auch nur ein approximativer Lösungsansatz von Boxma und Meister [4] und eine Erweiterung von Fuhrmann und Wang [54] bekannt, die Systeme ohne Umschaltzeiten bei nichterschöpfender Abfertigung beschreiben.

Gegeben sei ein System mit  $n$  Poisson-Eingangsströmen und einer Bedienungseinheit. Jeder Strom sei charakterisiert durch seine Ankunftsrate  $\lambda_i$  und die ersten beiden Momente der zugehörigen Bedienzeitverteilungsfunktion  $h_i, h_i^{(2)}$ . Jeder Strom speise seine individuelle Warteschlange. Die Bedienung erfolge so, daß die Warteschlangen zyklisch abgefertigt werden, wobei aus jeder Warteschlange, in der mindestens eine Anforderung wartet, genau eine bedient wird. Das Umschalten zwischen den einzelnen Warteschlangen erfolge zeitlos. Dann gilt approximativ für die mittlere Wartezeit des Stromes  $i$  nach Boxma und Meister [4]:

$$t_{w,i} = \frac{(1 - \rho + \rho_i) \sum_{j=1}^n \lambda_j h_j^{(2)}}{2(1 - \rho)(1 - \rho + \frac{1}{\rho} \sum_{j=1}^n \rho_j^2)} \quad (4.61)$$

### 4.3.5 Prioritätspollingsysteme

Müssen in einem Pollingsystem bestimmte Eingangsströme bevorzugt behandelt werden, so kann dies auf prinzipiell zwei verschiedene Arten gemacht werden:

1. indem ein Zyklus so definiert wird, daß darin eine oder mehrere Warteschlangen in einem Zyklus mehrfach abgefragt werden. Hierzu sind beispielsweise Analysen von Manfield [74,75] erschienen,
2. indem die Ströme in Klassen eingeteilt werden, denen jeweils Prioritäten zugeteilt sind. Damit entsteht auf der Basis der Klassen ein Prioritätensystem und innerhalb der Klassen werden die Warteschlangen nach einer Polling-Strategie in einem Zyklus abgefertigt. Für erschöpfende Abfertigung der einzelnen Warteschlangen einer Klasse existiert eine Analyse von Gianini und Manfield [55], während für nichterschöpfende Abfertigung noch keine Ansätze bekannt sind.

Im Rahmen dieser Arbeit ist der letztere Typ von Bedeutung, wobei vorausgesetzt wird, daß die Umschaltzeiten vernachlässigt werden können, bzw. gar nicht auftreten.

Dieses System kann als eine grobe Approximation des D-Kanal Zugriffsprotokolls betrachtet werden und soll im Kapitel 6 analysiert werden.

### 4.3.6 D-Kanal-Zugriffsprotokoll

Gegeben seien  $N$  Klassen von Strömen, die aus jeweils  $n_I$  Poisson-Strömen bestehen;  $I = 1 \dots N$ . Jeder Strom sei charakterisiert durch seine Ankunftsrate  $\lambda_{Ii}$  und die ersten beiden Momente der zugehörigen Bedienzeitverteilungsfunktion  $h_{Ii}, h_{Ii}^{(2)}$  ( $i = 1 \dots n_I$ ). Jeder Strom speise seine individuelle Warteschlange. Die Abarbeitung erfolge nun nach dem im Kapitel 2 beschriebenen D-Kanal-Zugriffsprotokoll.

Durch die Anzahl von ,1'-Bits, die ein Endgerät vor dem Kanalzugriff zählen muß, werden Prioritätsklassen unterschieden. Dieser Mechanismus soll dazu dienen, die oben angesprochenen Klassen, analog zum Prioritätspollingsystem, abzuarbeiten. Innerhalb der Prioritätsklassen wird eine beinahe gerechte Abfertigung dadurch erreicht, daß ein Endgerät, nachdem es erfolgreich auf der normalen Prioritätsebene gesendet hat, seine Priorität auf die niedrigere Ebene herabsetzt, indem es das nächste Mal ein ,1'-Bit mehr in einer ununterbrochenen Folge zählen muß, bevor es den nächsten Rahmen senden darf. Die Priorität wird auf die normale Ebene zurückgeschaltet, wenn kein Endgerät der selben Klasse mehr auf der normalen Prioritätsebene senden kann.

Die Abarbeitung innerhalb einer Klasse ist deswegen nicht vollkommen gerecht, weil es eine gewisse Priorisierung der Endgeräte mit niedrigeren Adressen gibt. Im Falle einer Kollision wird der Rahmen mit einer ,0' im Adressfeld an der Stelle, wo der andere eine ,1' hat, sich durchsetzen und weiterübertragen werden, während der andere zu einem späteren Zeitpunkt noch einmal gesendet wird. Dies bestimmt zunächst eine Art von zyklischer Abarbeitung, führt aber für neu eintreffende Anforderungen dazu, daß deren Wartezeit von der Stationsadresse abhängt.

Wenn man diesen Prioritätseffekt vernachlässigt, kann man das oben erwähnte Prioritätspollingsystem verwenden. Eine detaillierte Analyse des eigentlichen Zugriffsprotokolls findet sich ebenfalls im Kapitel 6.

Eine Anmerkung zur Einordnung der Zeiten, während der ein Endgerät ,1'-Bits zählen muß, ist an dieser Stelle noch erforderlich: würden sie, wie im Kontext von Pollingsystemen üblich ist (z.B. [66]), als Umschaltzeiten modelliert, müßte eine Anforderung, die ein leeres System vorfindet, eine Restzykluszeit, bestehend aus Umschaltzeiten abwarten, bevor sie bedient würde. Dies trifft aber in diesem System offensichtlich nicht zu. Deshalb werden diese erwähnten Zeiten jeweils der Bedienzeit der vorhergehenden Bearbeitung zugeschlagen. Es wird für die Analyse davon ausgegangen, daß die dort eingesetzten Bedienzeiten diese „Umschaltzeiten“ bereits enthalten.

### 4.3.7 GI/G/ $\infty$ -System

Um im Rahmen eines verkehrstheoretischen Modells reine Verzögerungszeiten darzustellen, setzt man das GI/G/ $\infty$ -System ein. Eine Anwendung davon sind beispielsweise physikalische Kanallaufzeiten. Eine neue Information kann dabei bereits auf den Kanal geschickt werden, wenn die zuvor abgeschickte noch nicht empfangen wurde.

## 4.4 Netzmodelle

Für die Analyse von komplexen Systemen müssen die in Abschnitt 4.3 beschriebenen Grundmodelle zu Warteschlangennetzen gekoppelt werden. Hierbei besteht immer das Problem, daß der Ausgangsprozess eines Teilsystems den Ankunftsprozeß eines anderen Teilsystems bildet, und es oftmals Schwierigkeiten bereitet, diese Prozesse exakt zu beschreiben. Unter bestimmten Voraussetzungen ist es allerdings möglich, ohne explizite Beschreibung der Ankunftsprozesse auszukommen, indem globale Zustandsübergänge des Gesamtsystems betrachtet werden. Unter weiteren Voraussetzungen ist es dann möglich, die Beschreibung des meist außerordentlich komplexen gesamten Zustandsraumes zu vermeiden. Dies wird mit der Produktformlösung erreicht, die im nächsten Abschnitt kurz dargestellt werden soll.

### 4.4.1 Produktformlösung

Exakte Berechnungsmethoden sind bekannt für offene und geschlossene Warteschlangennetze mit negativ-exponentiell verteilten Ankunftsabständen bzw. Bedienzeiten [58,56]. Bei derartigen Markoffschen Ankunfts- und Bedienungsprozessen sowie bei speziellen Betriebsarten existieren für den resultierenden vieldimensionalen Zustandsraum geschlossene Lösungen für die Zustandswahrscheinlichkeiten („Produktformlösung“).

Die Produktformlösung ist die Basis für leistungsfähige numerische Verfahren zur Bestimmung charakteristischer Leistungsgrößen.

Nachfolgend werden die wesentlichsten Ergebnisse für Warteschlangennetze mit Produktformlösung vorgestellt [2,81]. Zugrunde gelegt seien offene oder geschlossene Warteschlangennetze, also Netze, die externe Ankunftsprozesse und Abgänge in die Umgebung besitzen, oder solche, bei denen eine feste Anzahl von Anforderungen stationär im Netz verbleibt. Die Struktur der Netze sei durch eine Verzweigungsmatrix festgelegt.

Bedienungssysteme können, um sie in Produktformlösungsalgorithmen einzubeziehen, einer der vier nachfolgend beschriebenen Kategorien angehören:

1. Bedienungseinheit mit negativ-exponentieller Bedienzeitverteilungsfunktion. Die Bedienzeit darf abhängig von der momentanen Anzahl von Anforderungen in der Bedienungsstufe sein. Die Abfertigungsdisziplin für wartende Anforderungen ist FIFO.
2. Bedienungseinheit mit beliebiger Bedienzeitverteilungsfunktion. Alle sich momentan in der Bedienungsstufe befindlichen Anforderungen teilen sich die Bedienungskapazität zu gleichen Teilen nach dem Zeitscheibenverfahren auf („Processor-Sharing“).
3. Eine unendlich große Anzahl von Bedienungseinheiten mit beliebiger Bedienzeitverteilungsfunktion. Dadurch werden reine Verzögerungen nachgebildet.
4. Bedienungseinheit mit beliebiger Bedienzeitverteilungsfunktion. Neu eintreffende Anforderungen erhalten unmittelbar Bedienung, wobei eine eventuell sich gerade in Bedienung befindliche Anforderung sofort unterbrochen wird. Unterbrochene Anforderungen setzen später ihre Bedienung vom jeweils erreichten Bedienungszustand aus in umgekehrter Reihenfolge ihres Eintreffens fort („LIFO Preemptive Resume“).

Bei externen Ankünften, die bei offenen Netzen entsprechend negativ-exponentiell verteilten Ankunftsabständen erfolgen, darf die Gesamtankunftsrate von der Gesamtzahl der Anforderungen im Netz abhängen.

Wichtige Eigenschaften der Produktformlösung sollen im folgenden kurz dargestellt werden:

- Die Produktterme sind die Lösungen von getrennt betrachteten Wartesystemen mit negativ-exponentiell verteilten Ankunfts- und Ausgangsabständen. Eine Erklärung dafür kann nur im Falle offener und rückkopplungsfreier Netze mit negativ-exponentiellen Bedienzeitverteilungsfunktionen angegeben werden, da in diesem Fall das Ausgangsprozeßtheorem [8] sukzessive angewandt werden kann. Dieses Theorem besagt, daß der Ausgangsprozeß eines Markoffschen Wartesystems wieder ein Poisson-Prozeß ist. Bei Netzen mit internen Rückkopplungen gilt dieses Theorem nicht mehr, dennoch existieren dieselben Lösungen, als ob es gelten würde.
- Die Produktformlösung ist für die Kategorien 2-4 robust gegenüber der Bedienzeitverteilungsfunktion bei gegebener mittlerer Bedienzeit. Diese Robustheit hängt damit zusammen, daß die einzelnen Bedienungsstufen unter den gegebenen Voraussetzungen bei Markoffschem Eingangsprozeß wieder einen Markoffschen Ausgangsprozeß erzeugen („Markoff implies Markoff“).
- Die Produktformlösung ist robust gegenüber Verzweigungsdisziplinen.
- Die allgemeinen Gleichgewichtsbedingungen können zerlegt werden in lokale Gleichgewichtsbedingungen.
- Die gesamte Netzumgebung einer einzelnen Stufe kann, in Bezug auf diese Stufe, flußäquivalent ersetzt werden durch eine einzige Station („Norton Theorem“) [39].

- Die Produktformlösung gestattet für geschlossene Netze effiziente Rekursionsalgorithmen zur Bestimmung einiger Leistungsgrößen ohne die explizite Berechnung der Zustandswahrscheinlichkeiten.

#### 4.4.2 Dekompositionsansatz

Die oben beschriebene Produktformlösung eignet sich recht gut, um Aussagen über Systeme zu erhalten, bei denen beispielsweise die Bedienzeitverteilungsfunktionen willkürlich angenommen werden können und bei denen keine komplexen Grundmodelle wie Prioritätensysteme, Pollingsysteme ... auftreten. Leider sind aber gerade im Bereich der Kommunikationstechnik die meisten Systeme auf der Basis von Bedienungseinheiten aufgebaut, die nur sehr geringe Varianzen der Bedienzeit haben, da es sich häufig um Prozessorlaufzeiten handelt, und die nach der Strategie „FIFO“, also in Ankunftsreihenfolge abgearbeitet werden. Genau für diese Grundmodelle ist aber die Produktformlösung nicht anwendbar.

Um solche Systeme zumindest approximativ behandeln zu können, wurde von Kühn [67,68] ein Näherungsverfahren zur Analyse allgemeiner Warteschlangennetze entwickelt, auf dessen Basis von Whitt [95,96] ein breit einsetzbares Softwarepaket, QNA (Queueing Network Analyzer), aufgebaut wurde.

Der Ansatz beruht darauf, daß alle Eingangs-, Ausgangs- und Bedienungsprozesse der Teilsysteme durch zwei Momente charakterisiert werden. Sowohl das Überlagern von mehreren Strömen, die in eine Warteschlange münden, als auch das probabilistische Aufspalten eines Ausgangsprozesses in mehrere Teilprozesse wird dadurch erreicht, daß alle Prozesse als Erneuerungsprozesse betrachtet werden und durch geeignete Verteilungsfunktionen angenähert werden. Für Variationskoeffizienten kleiner als 1 wird beispielsweise die verschobene Exponentialverteilungsfunktion und für solche, die größer oder gleich 1 sind, die hyperexponentielle Verteilungsfunktion zweiter Ordnung angewandt. Die eingesetzten Grundmodelle sollten für Ankunfts- und Bedienungsprozesse, die jeweils durch zwei Momente beschrieben sind, die Berechnung der mittleren Wartezeiten und der ersten beiden Momente des Ausgangsprozesses erlauben. Oft sind allerdings, wie bereits erwähnt, die Grundmodelle selbst nur für Poisson-Eingangsprozesse analysierbar, so daß hier Fehler in Kauf genommen werden müssen, ebenso durch die Tatsache, daß es sich bei Ausgangsprozessen im allgemeinen nicht um Erneuerungsprozesse handelt. Für Netze, in denen Rückschleifen enthalten sind, müssen die einzelnen Prozesse iterativ berechnet werden.

Mit den mittleren Wartezeiten, den mittleren Bedienzeiten und der Verkehrslenkungsmatrix kann dann die mittlere Durchlaufzeit einer Anforderung durch das System oder Teile des Systems berechnet werden. Höhere Momente der Durchlaufzeit können aus zweierlei Gründen nicht berechnet werden:

1. Nur sehr wenige Grundmodelle liefern als Lösungen mehr als das erste Moment der Wartezeitverteilungsfunktion.
2. Die Wartezeiten, die in den einzelnen Bedienungsstufen auftreten, sind nicht unabhängig voneinander und von den Bedienzeiten der davorliegenden Stufe. Bekanntlich dürfen Mittelwerte von Zufallsvariablen einfach addiert werden, um den Mittelwert der Summe der Zufallsvariablen zu erhalten, auch wenn die Zufallsvariablen voneinander abhängig sind. Bei höheren Momenten gilt dies nicht, und die Abhängigkeiten in solchen Netzen sind praktisch kaum faßbar.

### 4.4.3 Zeitdiskrete Analyse

Ein dem Dekompositionsansatz verwandtes Verfahren, bei dem Ankufts-, Bedienungs- und Ausgangsprozesse durch diskrete Verteilungen dargestellt werden, wurde von Tran-Gia [91] eingeführt. Die diskreten Verteilungsfunktionen können entweder aus Messungen gewonnen werden, wobei die Verteilungen im allgemeinen in Form von Histogrammen dargestellt werden, oder eine bekannte kontinuierliche Verteilung kann durch eine diskrete mit hinreichender Genauigkeit approximiert werden. In manchen Anwendungen treten sogar unmittelbar diskrete Verteilungen auf, wenn beispielsweise taktgesteuerte Übernahmemechanismen implementiert sind.

Für ein einzelnes GI/G/1-System beruht der Ansatz auf der diskreten Faltung von Ankunftsabstands-, Bedienzeit- und Wartezeitverteilungsfunktion. Der Algorithmus liefert dann als Endergebnis die Wartezeitverteilungsfunktion. Eine davon abgeleitete Methode verwendet Methoden der Signalverarbeitung auf der Basis der „Schnellen Fourier-Transformation“.

Das Verfahren ermöglicht auch, beispielsweise Polling-Systeme mitzubehandeln [92]. Eine Schwäche, die das Verfahren mit dem Dekompositionsansatz gemeinsam hat, ist allerdings die Tatsache, daß Ausgangsprozesse wiederum nur als Erneuerungsprozesse dargestellt werden, was die Genauigkeit der Ergebnisse begrenzt. Ferner bietet die Kenntnis der Wartezeitverteilungen innerhalb von Netzen nur wenig hilfreiche Information, da, wie bereits erwähnt, die einzelnen Wartezeiten in aufeinanderfolgenden Stufen nicht unabhängig voneinander sind, und deshalb nur die Mittelwerte addiert werden können, um Aussagen über Durchlaufzeiten zu erhalten.

Ferner wird ein relativ hoher Rechenaufwand benötigt, um die sehr aufwendigen Operationen durchzuführen.

## 4.5 Protokollmechanismen

In vielen Fällen wird das Verhalten eines Kommunikationssystems durch Kommunikationsprotokolle gesteuert. Für die Leistungsfähigkeit eines solchen Protokolls ist eine Vielzahl von Parametern maßgeblich wie

Übertragungsgeschwindigkeit,  
Kanallaufzeit,  
Meldungslängenverteilung,  
Art der Quittierungsmechanismen und der Fehlerkorrektur,  
Fenstergröße,  
Laufzeiten von Überwachungstimmern,  
Störcharakteristik,  
Verkehrsangebot,  
Art und Umfang des Multiplexens auf der Übertragungsstrecke,  
Implementierung der Protokollmechanismen in Hard- und Software.

Aus dieser Aufzählung wird erkennbar, daß es sich bei der Analyse solcher Systeme um sehr komplexe Probleme handeln kann, wenn diese Parameter sinnvoll in mathematische Verfahren eingesetzt werden sollen.

### 4.5.1 Sicherungsprotokolle

Protokolle der ISO-Schicht 2, der Sicherungsschicht, sollen der Schicht 3 den Dienst der fehlerfreien Übertragung erbringen. Standardprotokolle für diesen Zweck sind in den HDLC-Normen [44] definiert. Für diese Art von Protokollen wurde von Bux, Kümmerle und Truong [9,10] ein Verfahren entwickelt, das dort als das Konzept der „virtuellen Übertragungszeit“ bezeichnet wird. Dieses Verfahren beruht auf der Idee, den Teil des Systems, der durch das HDLC-Protokoll gesteuert wird, als eine Ersatzbedieneinheit darzustellen, die dann wiederum in den Kontext des restlichen Systems als Teilmodell eingebettet werden kann. Diese Ersatzbedieneinheit wird durch zwei Momente ihrer Bedienzeitverteilungsfunktion charakterisiert. Berechnet werden kann diese Ersatzbedienzeit, indem eine Art von Phasenmodell definiert wird, das die unterschiedlichen Fehlerfälle jeweils in einem eigenen Pfad abdeckt (siehe Bild 4.6). Eine sehr ausführliche Darstellung dieses Verfahrens findet man auch in der Dissertation von Truong [93].

- Die Wahrscheinlichkeit, daß ein Rahmen gestört wird, sei  $p_F$ . Mit der Wahrscheinlichkeit  $(1 - p_F)$  wird er nicht gestört, und nach der Zeit  $T_2$  ist er erfolgreich übertragen.
- Mit der Wahrscheinlichkeit  $p_F(1 - p_F)$  wird der Rahmen genau einmal gestört, und nach der Zeit  $T_1$  ist er erfolgreich übertragen.  $T_1$  ergibt sich entweder durch „Reject-

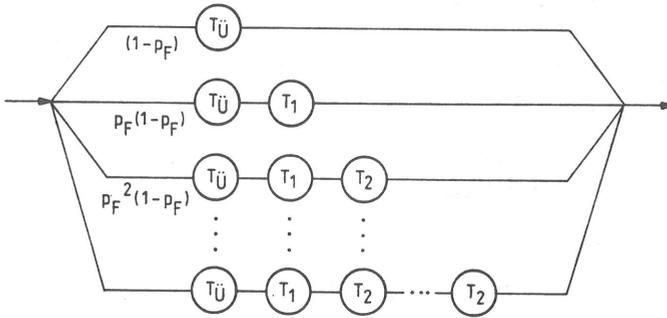


Bild 4.6: Phasenmodell zur Bestimmung der effektiven Übertragungszeit

Recovery“ oder „Timeout-Recovery“.

- Mit der Wahrscheinlichkeit  $p_F^i(1 - p_F)$  wird der selbe Rahmen genau  $i$  mal gestört. Die erste Störung soll laut Protokoll durch „Reject-Recovery“ behoben werden, wenn nicht vorher ein „Timeout“ erfolgt. Alle weiteren Störungen müssen durch „Timeout-Recovery“ behoben werden, wobei jede dieser letzteren Korrekturmaßnahmen zusätzlich die Zeit  $T_2$  benötigt. Es wird angenommen, daß ein Rahmen beliebig oft gestört und wiederholt werden kann.

Die ersten beiden Momente dieser virtuellen Übertragungszeit, die im Rahmen dieser Arbeit als „effektive Übertragungszeit“  $T_{eff}$  bezeichnet werden soll, können dann wie folgt berechnet werden:

$$t_{eff} = t_{\bar{u}} + p_F t_1 + \frac{p_F^2}{1 - p_F} t_2 \quad (4.62)$$

$$t_{eff}^{(2)} = t_{\bar{u}}^{(2)} + p_F t_1^{(2)} + \frac{p_F^2}{1 - p_F} t_2^{(2)} + 2p_F t_{\bar{u}} t_1 + 2 \frac{p_F^2}{1 - p_F} t_2 \left( t_{\bar{u}} + t_1 + \frac{p_F}{1 - p_F} t_2 \right) \quad (4.63)$$

Es bleibt nun die – allerdings schwierige – Aufgabe, die ersten beiden Momente der Verteilungen für  $T_1$  und  $T_2$  zu berechnen. Dies soll im Kapitel 6 für ein System getan werden, bei dem mehrere Schicht-2-Verbindungen über ein gemeinsames Übertragungsmedium betrieben werden.

#### 4.5.2 Fenstermechanismen

Ein gemeinsames Merkmal der ISO-Schichten 2–4 ist der Fenstermechanismus, der dazu dient, Pakete ohne Unterbrechung hintereinander senden zu können, ohne jeweils auf eine Quittung warten zu müssen. Gleichzeitig soll aber vom Empfänger aus die maximale

Anzahl noch ausstehender Pakete bestimmt werden können, um eine definierte Menge an Pufferspeicher vorhalten zu können. Es sei  $W$  die maximale und  $w(t)$ ,  $0 \leq w(t) \leq W$  die aktuelle Fenstergröße einer Verbindung zum Zeitpunkt  $t$ .  $W$  ist die maximale Anzahl von Paketen, die eine Station senden darf, ohne auf das erste Paket dieser Reihe eine Quittung erhalten zu haben.  $w(t)$  stellt dann die Anzahl von Paketen dar, die zum Zeitpunkt  $t$  noch gesendet werden dürfen, ohne vorher eine Quittung erhalten zu haben. Jede Quittung für ein von der Gegenstation empfangenes Paket erhöht dann  $w$  wieder.  $W$  sollte möglichst so dimensioniert sein, daß im fehlerfreien Fall keine Unterbrechungen des kontinuierlichen Datenstromes auftreten, solange noch Daten zur Übertragung anstehen. Damit wird ein maximaler Durchsatz der Verbindung erzielt. Ist dies nicht der Fall, so treten zusätzliche Wartezeiten auf, die Zugangsverzögerungen, die zu der Transferzeit addiert werden müssen. Gleichzeitig sollte aber  $W$  nicht zu groß gemacht werden, um die Menge an Pufferspeicher, der vorgehalten werden muß, nicht unnötig hoch zu machen.

Geht man davon aus, daß jedes Paket vom Empfänger, sofern es fehlerfrei ist, unmittelbar quittiert wird und daß keine Blockierungen auftreten, d.h., daß die betreffende Schicht immer in der Lage ist, ihre Daten an die nächst höhere Schicht abzuliefern, kann man den Fenstermechanismus als geschlossenes Warteschlangennetz modellieren, in dem ständig  $W$  Anforderungen umlaufen.

Bild 4.7 zeigt das Modell einer mittels Fenstermechanismus flußgesteuerten Verbindung. Die Zugangsstufe, die auf der linken Seite zu erkennen ist, läßt ein Paket aus der Zugangswarteschlange nur dann passieren, wenn mindestens eine Quittung in der Quittierungswarteschlange vorhanden ist. Innerhalb des freihändig umrandeten Bereichs verbergen sich die Modelle des Wegs zur Empfangsstation, die Empfangsstation selbst und der Weg von der Empfangsstation zurück, also das gesamte restliche Übermittlungssystem.

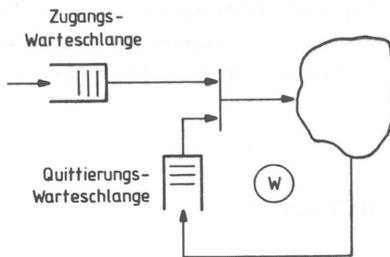


Bild 4.7: Flußgesteuerte Verbindung

Erfüllt dieses restliche Übermittlungssystem die Anforderungen der Produktformlösung, kann es nach dem „Norton-Theorem“ [39] als eine Ersatzbedieneinheit mit zustandsabhängigen mittleren Bedienzeiten berechnet werden. Im Rahmen dieser Arbeit können jedoch,



Bild 4.8: Modell einer flußgesteuerten Verbindung

wie bereits erwähnt, diese Algorithmen nicht verwendet werden, so daß hier nach einer anderen Lösung gesucht werden mußte.

Bei der Betrachtung der Funktionsweise der Zugangswarteschlange fällt auf, daß nur jeweils in einer der beiden Warteschlangen Anforderungen warten können. Warten Anforderungen in der Quittierungswarteschlange, können in der Zugangswarteschlange keine warten und umgekehrt.

Nimmt man an, daß die Durchlaufzeit durch das Übermittlungssystem und die Zeit vom Eintreffen einer beliebigen Anforderung in der Zugangswarteschlange bis zum Eintreffen der nächsten Quittung in der Quittungswarteschlange sich nach ihren Mittelwerten bestimmen lassen, so läßt sich daraus eine Ersatzbedieneinheit konstruieren und mit der maximalen Anzahl  $W$  im Übertragungssystem befindlicher Anforderungen das in Bild 4.8 dargestellte Modell definieren.

Eine Anforderung muß in der Zugangswarteschlange nur dann warten, wenn in der Quittierungswarteschlange keine Quittungen vorhanden sind, also alle  $W$  Anforderungen unterwegs sind. Diese müssen dann in dem Modell nach Bild 4.8 sich in der Bedieneinheit und den  $W - 1$  Warteplätzen zwischen der Zugangswarteschlange und der Bedieneinheit befinden.

Für die Berechnung der Zugangsverzögerung muß dann die Wartezeit in der Zugangswarteschlange bestimmt werden, wenn die allgemeine Bedienzeitverteilung der Bedienzeit in Bild 4.8 nach 2 Momenten charakterisiert wird. Diese Analyse soll im Kapitel 6 durchgeführt werden.

## 4.6 Simulationsmodelle

### 4.6.1 Grundsätzliches

Der ISDN-Teilnehmeranschluß kann, im Gegensatz zum herkömmlichen Fernsprechananschluß, von mehr als einem Endgerät zu einer Zeit benutzt werden. Diese Endgeräte konkurrieren beim Zugang zum Netz miteinander zunächst beim Zugriff auf den gemeinsamen

Signalisierkanal, den D-Kanal. Eine Bedienung kann dann, je nachdem, ob ein B-Kanal, oder von einem paketorientierten Endgerät eine neue virtuelle Verbindung angefordert wird, abgelehnt werden, weil kein weiterer B-Kanal mehr verfügbar ist, oder weil die maximale Anzahl virtueller Verbindungen, die die Teilnehmerkarte oder der Paketvermittlungsmodul bearbeiten kann, bereits erreicht ist.

Es handelt sich beim ISDN-Teilnehmerzugang, vor allem beim Basisanschluß, nicht, wie im Netz intern, um Verkehre, die von einer sehr großen Anzahl von Endgeräten erzeugt werden, wo es wesentlich darauf ankommt, die Übertragungs- und Vermittlungseinrichtungen gemäß vorgegebenen Werten für die Dienstgüte wirtschaftlich zu bemessen. Die verwendeten Protokolle und die Wahl der Implementierung können jedoch einen wesentlichen Einfluß darauf haben, welche Signalisierverzögerungen auftreten und welche Durchlaufzeiten paketierte Nutzdaten haben, oder mit welcher Wahrscheinlichkeit beispielsweise virtuelle Verbindungen abgelehnt werden.

Da die Protokolle weitestgehend standardisiert sind, haben die Entwickler einen Spielraum, der sich im wesentlichen auf die Hard- und Softwareimplementierung in den End- und Vermittlungseinrichtungen beschränkt. Dort können aber durch geschickten Einsatz von Spezialbausteinen und Wahl der Betriebssystemunterstützung auf den eingesetzten Rechnerbaugruppen durchaus beträchtliche Verbesserungen gegenüber schlecht durchdachten Realisierungen erzielt werden.

Aus dem bisher gesagten ergibt sich, daß bei der Leistungsbeurteilung von Systemen, wie sie beim ISDN-Teilnehmerzugang vorliegen, grundsätzlich immer reale Implementierungen oder zumindest realistische Implementierungsannahmen der Systeme zugrunde gelegt werden müssen.

In einem verkehrstheoretischen Modell einer solchen Implementierung, das für eine Simulation geeignet ist, müssen alle Prozesse dargestellt werden, die in irgendeiner Form Zeit verbrauchen, also beispielsweise Prozessorbearbeitungszeiten, Übertragungszeiten auf seriellen Übertragungsstrecken, physikalische Laufzeiten auf Übertragungsleitungen und durch Zeitstufen in Koppelanordnungen. Ferner müssen die funktionellen Eigenschaften dieser Prozesse so detailliert dargestellt werden, wie es für das Erreichen der gewünschten Aussagen erforderlich ist. Dies bedeutet zum Beispiel, daß für die Abbildung von Protokollmechanismen Funktionen vernachlässigt werden dürfen, die extrem seltene Fehlerfälle, wie beispielsweise Totalausfall von Betriebsmitteln, behandeln sollen.

Weiter sind die Kommunikationsmechanismen zwischen den einzelnen Prozessen (Warteschlangen, gemeinsame Variablen ...), deren Anordnung auf realen Prozessoren und die Betriebssystemfunktionen auf dem jeweiligen Prozessor (Prioritäten, Zeitscheibenverfahren, Polling, ...) abzubilden. Prozesse, die auf einem Prozessor ablaufen, müssen sich gegenseitig ausschließen.

Schließlich sind, um Ergebnisse zu produzieren, Annahmen über die Verteilungsfunktionen aller verwendeten Zeiten zu treffen, die entweder auf Messungen an realen Implementierungen oder auf Schätzungen beruhen.

Im nun folgenden Abschnitt soll ein Simulationsmodell für die Behandlung des D-Kanal Protokolls der Schichten 2 und 3 bei einem Basisanschluß entwickelt werden.

#### 4.6.2 Simulationsmodell für die D-Kanal Behandlung bei einem Basisanschluß

In Bild 4.9 ist das Verkehrsmodell von einem aus einer vorgebbaren Anzahl von Basisanschlüssen abgebildet, die von einer Teilnehmerkarte einer Vermittlungsstelle bedient werden. Die linke Seite des Bildes zeigt eine – wiederum vorgebbare – Anzahl von Endgeräten, die von diesem Anschluß bedient werden. Jedes Endgerät besteht aus einem Schicht-2-Modul, der typischerweise die meisten Aufgaben der Schicht 2 während der Datentransferphase durch Hardwarefunktionen übernimmt. Dies gilt zwar strenggenommen gegenwärtig nur für eine Fenstergröße von 1, wenn man Bausteine wie den ICC voraussetzt, aber es ist zu erwarten, daß für Datenanwendungen auch bald Protokolle mit anderen Fenstergrößen durchweg mittels Hardware realisiert werden.

Die Schicht 3 und die Teile der Schicht 2, die zu ihrem Verbindungsaufbau erforderlich sind, werden durch einen individuellen Prozessor pro Endgerät realisiert. Je nach Aufgabe des Endgerätes werden in der Schicht 3 nur Signalisierungsaufgaben durchgeführt, oder zusätzlich ein Schicht-3-Protokoll für Datenanwendungen abgewickelt. Die Benutzer der Endgeräte, und damit die ihrer Anwendung entsprechenden Ankunftsprozesse von Verbindungsanforderungen und Nutzdaten, werden durch endgeräteindividuelle Umweltgeneratoren (UG) dargestellt. Jeder Prozessor im Endgerät ist mit dem zugehörigen Schicht-2-Modul durch ein Paar von Warteschlangen gekoppelt. Ebenso ist der Schicht-2-Modul durch ein Pufferpaar mit der S-Schnittstelle verbunden.

Der Zugang der Endgeräte zum D-Kanal erfolgt durch das standardisierte D-Kanal Zugriffsprotokoll [24]. Es kann an der Stelle dadurch charakterisiert werden, daß die Signalisierungsinformation gegenüber der paketierte Nutzinformation nichtunterbrechende Priorität besitzt, d.h. ein sendebereites Signalisierungspaket, das die laufende Übertragung eines Nutzdatenpaketes antrifft, muß warten, bis diese Übertragung beendet ist, bevor es selbst gesendet werden kann. In jeder dieser zwei Prioritätsklassen findet dann näherungsweise eine zyklische nichterschöpfende Abarbeitung statt.

Die Schicht-1-Funktionen kommen in diesem Modell nur noch in Form der Übertragungszeiten ( $T_u$ ) der Schicht-2-Rahmen, deren Laufzeit ( $T_L$ ) und deren Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit ( $p_F$ ) zum Ausdruck. Alle anderen Schicht-1-Eigenschaften sind nicht relevant

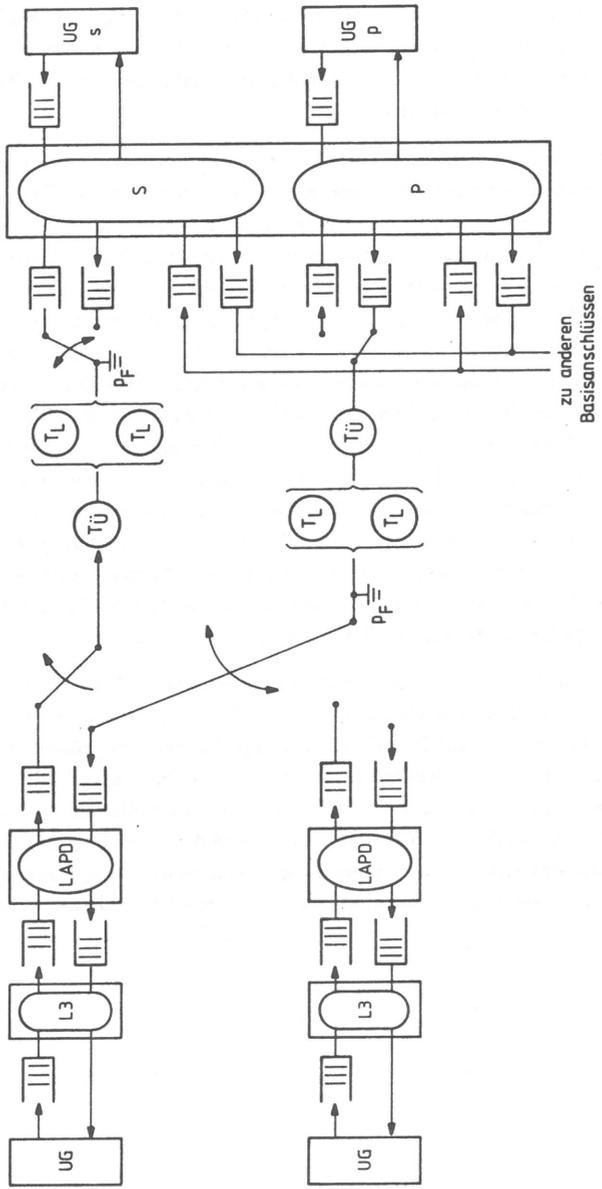


Bild 4.9: Simulationsmodell für einen Basisanschluß

für eine Leistungsuntersuchung. Höchstens könnte ein sehr langsamer Aufbau der Schicht 1 (Synchronisation) die Signalisierverzögerung erhöhen. Dies ist aber von der restlichen Implementierung unabhängig und kann gesondert betrachtet werden. Der Netzabschluß kann als transparent betrachtet werden.

Die rechte Seite des Bildes zeigt zunächst den Prozessor, der auf der für mehrere Basisanschlüsse gemeinsam verwendeten Teilnehmerkarte für die Schicht-2-Bearbeitung zuständig ist. Dieser Prozessor bearbeitet 2 Prozesse und eine „Umschaltphase“. Ein Prozeß ist für die Signalisierinformationen (s) aller angeschlossenen Teilnehmerleitungen verantwortlich, der andere (p) für deren paketierte Nutzdaten über die D-Kanäle. Die beiden Prozesse bilden ein Prioritätssystem, wobei der Signalisierprozeß nichtunterbrechende Priorität besitzt. Die von den Teilnehmerleitungen eintreffenden Rahmen werden nach ihrem Typ (p oder s) getrennt und in anschlussindividuelle Warteschlangen eingereiht. Diese Warteschlangen werden von jedem Prozeß unabhängig jeweils in zyklischer Reihenfolge nichterschöpfend abgearbeitet. Jeder der Prozesse legt die auf den D-Kanälen zu sendenden Informationen in Warteschlangen ab, die wiederum nach Informationstyp und Kanal getrennt sind, wobei auch hier die Signalisierinformation nichtunterbrechende Priorität beim Zugang zum Kanal besitzt. Jeder Prozeß enthält intern so viele Schicht-2-Prozeduren, wie er insgesamt an Schicht-2-Verbindungen zu behandeln hat. Nach jedem Abfragen einer Warteschlange geht der Prozessor in die Umschaltphase. In der Realität entspricht dies einer Betriebssystemfunktion, die prüfen muß, welcher Puffer als nächster bedient wird.

Alles, was in der Vermittlungseinrichtung logisch oberhalb der Schicht 2 getan werden muß, wird hier durch entsprechend aufwendige Umweltgeneratoren nachgebildet, die beispielsweise auch Durchlaufzeiten durch das Signalisiernetz repräsentieren müssen. Dies kann deshalb nur schwer detaillierter in diesem Modell nachgebildet werden, weil die Schicht-3-Bearbeitung sowohl in der ISDN-Vermittlungsstelle, als auch im Paketvermittlungsmodul, je nach Typ, an mehr oder weniger zentraler Stelle geschieht, und die Reaktionszeiten der beteiligten Prozessoren von der Gesamlast des Systems abhängen. Dies in unser Modell einbeziehen zu wollen, würde zu einer nicht mehr handhabbaren Komplexität führen.

# Kapitel 5

## Leistungsuntersuchungen durch Simulation

### 5.1 Allgemeines

Simulationsstudien der Leistungsfähigkeit von Kommunikationssystemen werden aus zweierlei Gründen durchgeführt:

1. wenn die Problemstellung aufgrund ihrer Komplexität keiner mathematischen Analysetechnik zugänglich ist,
2. zur Validierung von analytischen Näherungsverfahren.

Die Simulation ist ein experimentelles Verfahren, bei dem die Ergebnisse in Form von statistischen Messungen erzielt werden. Da nur eine begrenzte Anzahl von Ereignissen erzeugt werden kann und damit für die Ergebnisse nur eine begrenzte Anzahl von Stichproben zur Verfügung steht, können strenggenommen nur Schätzungen der Ergebnisparameter angestellt werden, für die dann mit den Methoden der beurteilenden Statistik die Aussage-sicherheit berechnet werden kann.

Bei der Simulation von Kommunikationsmechanismen wird das Ablaufgeschehen im System aufgrund eines entsprechenden Modells als Folge von Ereignissen auf einem Digitalrechner nachgebildet. Das Simulationsprogramm stellt für sämtliche Modellkomponenten entsprechende Programmanteile zur Verfügung. Dies sind für die Modelle, die im Rahmen dieser Arbeit auftreten, im wesentlichen

- Warteschlangen,
- Bedienungseinheiten,
- Verzögerungen,

- Ereignisgeneratoren.

Dazu kommen Mechanismen, die in einem Warteschlangenstrukturmodell keinen unmittelbaren Niederschlag finden, aber für das Verhalten des Systems von entscheidender Bedeutung sind wie

- Abfertigungsdisziplinen (Polling, Prioritäten, ...),
- Protokollmechanismen,
- Verzweigungen.

Für die Realisierung solcher Mechanismen ist es erforderlich, daß die Informationen, die durch das System transportiert werden, nicht nur durch den Zeitpunkt ihres Eintreffens, bzw. ihres Abgangs bezüglich eines Teilsystems gekennzeichnet sind, sondern unter Umständen sehr komplexe Datenstrukturen darstellen, in denen protokollrelevante Informationen, Zeitmarken usw. gespeichert werden.

Die zentrale Aufgabe eines Simulationsprogramms ist die Ereignisverwaltung. Dazu dient eine *Ereignisliste*, oder auch „Kalender“ genannt. In diesem Kalender sind zeitlich geordnet vorausgeplante Ereignisse enthalten wie

- Ankunft eines neuen Ereignisses in eine bestimmte Warteschlange,
- zeitliches Ende einer zum aktuellen Zeitpunkt laufenden Bedienung,
- Ablauf einer Zeitüberwachung (Timer).

Im Simulationsprogramm existiert eine ausgezeichnete globale Variable, die *Systemzeit*. Beim Austragen eines neuen Ereignisses aus dem Kalender springt die Systemzeit auf den mit diesem Ereignis verbundenen Wert. Danach werden sämtliche Aktionen ausgeführt, die zu diesem diskreten Zeitpunkt ausgeführt werden können, wobei im allgemeinen Folgeereignisse erzeugt und wieder in den Kalender eingetragen werden. Danach wird das nächste Ereignis aus dem Kalender ausgetragen.

Der Eintrittszeitpunkt eines Folgeereignisses wird aufgrund der entsprechenden Verteilungsfunktionen der Bediendauern und der Ankunftsabstände mit Hilfe eines Zufallszahlengenerators bestimmt. Der Typ und die Anzahl der Folgeereignisse werden oft aufgrund von Protokollmechanismen bestimmt.

Dieses Vorgehen bezeichnet man als *zeittreue Simulation* im Gegensatz zu der sogenannten *Ruf-und-Löschzahlen Methode* (Monte-Carlo-Methode), die auf Systeme beschränkt ist, die nur negativ-exponentiell verteilte Zeiten verwenden und damit die Gedächtnisfreiheit aller Prozesse ausnutzt (siehe [70]).

Durch diese Zeittreue können beliebig detaillierte Messungen durchgeführt werden. Solche Messungen können

- beliebige Momente,
- Verteilungsfunktionen

von beispielsweise

- Wartezeiten,
- Durchlaufzeiten durch bestimmte Modellbereiche,
- Anzahl von Anforderungen, die sich in bestimmten Modellbereichen aufhalten,

sein, sowie

- Verlustwahrscheinlichkeiten bei begrenzten Wartespeichern,
- Auslastungen von Bedieneinheiten.

Da bei Warteschlangennetzen die realen Ausgangsprozesse von Bedieneinheiten wiederum als Eingangsprozesse für andere dienen, sind in der Simulation automatisch sämtliche Abhängigkeiten der aufeinanderfolgenden Ereignisse abgebildet. Diese und weitere Tatsachen, die im Wesen der Simulation begründet sind, sind dafür verantwortlich, daß die Simulation im Rahmen der bei ihr erreichbaren statistischen Aussagesicherheit als exaktes Analyseverfahren betrachtet werden kann.

Um diese Aussagesicherheit zu erreichen, muß allerdings eine sehr große Anzahl von Ereignissen erzeugt werden, was zur Folge hat, daß simulative Untersuchungen oft sehr hohe Rechenzeiten beanspruchen oder sogar gänzlich unrealistisch werden.

## 5.2 Implementierungsgesichtspunkte

### 5.2.1 Steuerungsstruktur

Die Steuerungsstruktur eines Simulationsprogramms hat gewisse Ähnlichkeiten mit der eines Rechnerbetriebssystems. Aufgrund dieser Ähnlichkeiten finden auch Prinzipien aus der Betriebssystemprogrammierung ihren Niederschlag bei der Erstellung von Simulationsprogrammen. Beispiele dafür sind

**Warteschlangenverwaltung:** Um sparsam mit Pufferspeicherplatz umgehen zu können, bzw. um bei begrenztem Gesamtspeicherplatz diesen möglichst effektiv zu nutzen, werden sogenannte „Pools“ definiert, aus denen Speicherblöcke dynamisch an Warteschlangen angehängt und auch wieder davon entfernt werden können.

**Transfer von Informationen durch das System:** Da auch in einem Simulationsprogramm zu transportierende Informationen oft einen nicht vernachlässigbaren Speicherplatzbedarf haben, sollten diese so wenig wie möglich umgespeichert werden,

sondern sie sollten nach ihrer Erzeugung statisch im Speicher verbleiben und nur die Verweise (Zeiger) darauf im System transportiert werden.

**Belegung von Betriebsmitteln:** Aufgrund von definierten Kriterien wird aus einer Menge von anstehenden Anforderungen jeweils genau eine ausgewählt, die eine Bedieneinheit (z.B. einen Prozessor) belegen darf. Es können allerdings auch mehrere Bedieneinheiten des Modells parallel belegt werden, da diese nicht das eigentliche Betriebsmittel „Zentraleinheit“ belegen, auf dem das Simulationsprogramm abläuft. Insofern besteht eine Ähnlichkeit mit einem Multiprozessor-Betriebssystem.

**Bearbeitung von externen Ereignissen:** In realen Betriebssystemen verursachen externe Ereignisse eine Unterbrechung (Interrupt) einer laufenden Bearbeitung. Falls dieses Ereignis nicht unmittelbar bearbeitet werden kann, muß es in einem Wartespeicher warten. Diese Funktion wird im Simulationsprogramm durch die Kalenderverwaltung dargestellt, wobei die externen Ereignisse durch die vorgeplanten Ankunfts-, Bedienungsendereignisse und gegebenenfalls Ablauf von Zeitüberwachungen (Timern) realisiert werden.

Ein Teil des Simulationsprogramms, bei dem sehr viel Wert auf zeiteffiziente Programmierung gelegt werden muß, ist der Kalender. In ihm finden Suchoperationen statt, die bei einer großen Anzahl von eingetragenen Ereignissen sehr zeitaufwendig werden können. Für Kalender mit vielen Einträgen sollten deshalb Strukturen wie *binäre Bäume* o.ä. angewandt werden.

Es ist auch darauf zu achten, daß der Kalender insgesamt wenig Speicherplatz benötigt, da ansonsten bei Mehrbenutzersystemen aufgrund von Speicherseitenwechseln während der Suchvorgänge sehr viel Zeit verloren gehen kann.

## 5.2.2 Implementierung von Protokollmechanismen

Protokollmechanismen werden typischerweise auf der Basis von Zustandsautomaten spezifiziert. Diese sind gekennzeichnet durch Zustände und Transitionen, die aufgrund von Ereignissen ausgeführt werden. Um diese Transitionen in reale Implementierungen zu überführen, können prinzipiell zwei Wege eingeschlagen werden:

1. Auswahl einer Transition durch Programmverzweigung aufgrund des Wertes der Zustandsvariablen und des Ereignistyps; direkte sequentielle Codierung der Transition in einer Programmiersprache,
2. interpretatives Abarbeiten eines Graphen, also einer Datenstruktur. Hierbei wird jede Transition durch eine verkettete Liste von Objekten dargestellt, die von einem Programmteil sequentiell abgearbeitet wird. Jedes Objekt enthält den Typ der Aktion (Senden, Verzweigen, arithmetisches oder logisches Verarbeiten von Parametern,

...) und dazu benötigte Parameter (Adressen, ...). Die Transitionen werden aufgrund des Wertes der Zustandsvariablen und des Ereignistyps ausgewählt. Dies kann programmtechnisch so gelöst werden, daß für jeden Prozeß ein zweidimensionales Feld vorhanden ist, das mit Zustand und Ereignistyp indiziert wird. Jedes Feldelement, für das eine sinnvolle Kombination aus Zustand und Ereignis spezifiziert ist, enthält einen Zeiger auf eine entsprechende Transition.

Während die erste Möglichkeit für ein bestimmtes Simulationsprogramm relativ schnell implementiert werden kann, aber gleichzeitig Protokolländerungen mit einem gewissen Aufwand verbunden sind, eignet sich der zweite Ansatz sehr gut, um aus vorliegenden formalen Spezifikationen automatisch ein Simulationsprogramm zu erzeugen, wobei mit geeigneten Spezifikationshilfsmitteln (graphischer Editor, Compiler, ...) auch Protokolländerungen sehr einfach durchführbar sind (siehe [48,49]). Da bei diesem Vorgehen ohne fehleranfällige menschliche Zwischenschritte eine ablauffähige Realisierung entsteht, kann damit bei geeigneter Parameterwahl ein gewisser Grad an Protokollverifikation erreicht werden, wenn versucht wird, möglichst alle Transitionen der Graphen zu durchlaufen.

### 5.3 Anwendung

Bei Simulationsstudien kann aus den Ergebnissen ohne sehr umfangreiche Parameterläufe nicht direkt entnommen werden, welche Parameter die Ergebnisse in welcher Form beeinflussen. Aus diesem Grund wurde im Rahmen dieser Arbeit versucht, alle interessierenden Fragen durch mathematische Analysen zu beantworten und durch Vergleich mit der Simulation zu verifizieren. Wenn bei diesem Vergleich eine gute Übereinstimmung erzielt werden kann, so kann davon ausgegangen werden, daß alle relevanten Einflußgrößen in der Analyse berücksichtigt wurden. Auf diese Weise wird das Verständnis für die untersuchten Systeme erheblich vergrößert. Auf der anderen Seite wurden durch derartige Vergleiche wiederum Fehler in Simulationsprogrammen gefunden, so daß diese Techniken, wenn es möglich ist, gemeinsam angewandt werden sollten.

## Kapitel 6

# Analytische Leistungsuntersuchungen

### 6.1 Teilmodelle

#### 6.1.1 Ausgangsprozesse im $\sum_i GI_i/G_i/1$ -System

Gegeben seien  $N$  Ströme mit ihrer Ankunftsrate  $\lambda_i$ , dem quadrierten Variationskoeffizienten des Ankunftsabstandes  $c_{A,i}^2$  und stromindividuellen Bedienzeiten mit Mittelwert  $h_i$  und quadriertem Variationskoeffizienten  $c_{H,i}^2$ ;  $i = 1 \dots N$ .

Gesucht sind die ersten beiden Momente des stromindividuellen Ausgangsabstandes  $T_{D,i}$ . Da in dem System weder Anforderungen verlorengehen, noch erzeugt werden, muß der mittlere Ausgangsabstand – ein stabiles System ( $\rho < 1$ ) vorausgesetzt – gleich dem mittleren Ankunftsabstand sein, also

$$E[T_{D,i}] = \frac{1}{\lambda_i} \quad (6.1)$$

Zur Veranschaulichung des Vorgehens zur Bestimmung des zweiten Moments des Ausgangsabstandes soll Bild 6.1 dienen.

Mit dem Index  $x$  sollen die „anderen“ Ströme, also alle Ströme außer dem betrachteten Strom  $i$  bezeichnet werden. Der Ausgangsabstand  $T_{D,i}$  setzt sich dann zusammen aus  $N_x$  Bedienzeiten der anderen Ströme, genau einer Bedienzeit des Stromes  $i$  und maximal  $N_x + 1$  Freizeiten, wobei diese abhängig von der nachfolgenden Bedienung sind. Unglücklicherweise gibt es für die Bestimmung dieser Freizeiten keine bekannten Lösungen, weshalb ein Spezialfall betrachtet werden muß: der Fall verschwindender Freizeiten bei einer zu 100% belegten Bedienungseinheit. Dieser Fall erzeugt den Grenzwert des Ausgangsabstandes für  $\rho \rightarrow 1$ . Ein zweiter Grenzfall für  $\rho \rightarrow 0$  ist plausibel, und in [98] wurde das anschauliche Ergebnis analytisch untermauert: im Grenzfall für  $\rho \rightarrow 0$  strebt die Verteilung des Ausgangsabstandes gegen die Verteilung des Ankunftsabstandes für jeden einzelnen Strom.

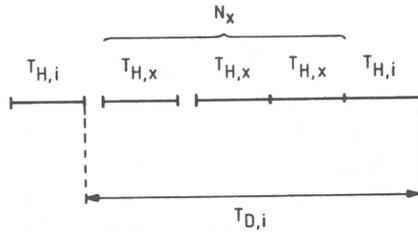


Bild 6.1: Ausgangsabstand für den Strom  $i$

Damit reduziert sich das Problem darauf,  $N_x$  nach zwei Momenten zu bestimmen und eine geeignete Interpolation zwischen den beiden Grenzwerten zu ermitteln. Aus Gleichung 4.50 kann man mit Gleichung 4.48 entnehmen, daß für Poisson-Ankünfte gilt:

$$c_D^2 = (1 - \rho^2) \cdot 1 + \rho^2 c_H^2 \quad (6.2)$$

also eine Interpolation zwischen dem quadrierten Variationskoeffizienten der Ankunftsabstandsverteilungsfunktion (hier: 1) und dem der Bedienzeitverteilungsfunktion, die für  $\rho \rightarrow 1$  und den Fall eines Stromes die Ausgangsabstandsverteilungsfunktion darstellt. Versuche haben ergeben, daß dies für den Fall von mehreren Klassen mit Poisson-Ankünften für jede einzelne Klasse mit erstaunlich guter Genauigkeit gilt. Auch für den Fall von allgemeinen Ankunftsprozessen hält sich der Fehler innerhalb enger Grenzen, weshalb dies die Basis der weiteren Betrachtungen sein soll, also

$$c_{D,i}^2 = (1 - \rho^2) c_{A,i}^2 + \rho^2 c_{D1,i}^2 \quad (6.3)$$

wobei  $c_{D1,i}^2$  der quadrierte Variationskoeffizient des Ausgangsabstandes für den Strom  $i$  und  $\rho \rightarrow 1$  ist.

Für die folgenden Betrachtungen soll nun vorausgesetzt werden, daß keine Freizeiten auftreten, die Bedienungseinheit also zu 100% ausgelastet ist.

Es gilt nach dem „Gesetz der zusammengesetzten Verteilung“:

$$T_{D1,i} = \sum_{\mu=1}^{N_x} T_{H,x}^{(\mu)} + T_{H,i} \quad (6.4)$$

$$E[T_{D1,i}] = E[N_x] E[T_{H,x}] + E[T_{H,i}] \quad (6.5)$$

$$\text{VAR}[T_{D1,i}] = E[N_x] \text{VAR}[T_{H,x}] + \text{VAR}[N_x] (E[T_{H,x}])^2 + \text{VAR}[T_{H,i}] \quad (6.6)$$

$$c_{D1,i}^2 = \frac{\text{VAR}[T_{D1,i}]}{(E[T_{D1,i}])^2} \quad (6.7)$$

$N_x$  ist die Anzahl von Ankünften der anderen Ströme innerhalb eines Ankunftsabstandes

des Stromes  $i$ . Damit gilt für  $E[N_x]$  unter der Voraussetzung der Abfertigung in Ankunftsreihenfolge (FIFO):

$$E[N_x] = \frac{\lambda_x}{\lambda_i} \quad (6.8)$$

Zur Bestimmung der Verteilung von  $N_x$  soll zunächst angenommen werden, daß der Ankunftsabstand des Stromes  $i$  negativ-exponentiell verteilt sei. Da die betrachteten Ströme durch voneinander unabhängige Erneuerungsprozesse charakterisiert sind, vergeht vom Zeitpunkt des Eintreffens einer  $i$ -Anforderung bis zum Eintreffen der nächsten  $x$ -Anforderung die zum Ankunftsprozeß der  $x$ -Anforderungen gehörige Vorwärtsrekurrenzzeit. Fallen weitere  $x$ -Anforderungen in einen  $i$ -Ankunftsabstand, so muß dafür jeweils der komplette  $x$ -Ankunftsabstand betrachtet werden (siehe Bild 6.2).

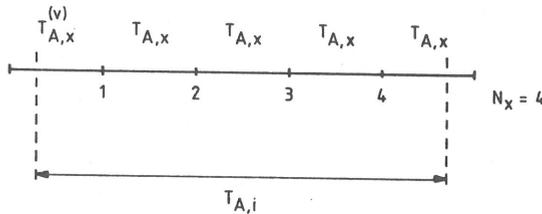


Bild 6.2:  $x$ -Ankünfte innerhalb eines  $i$ -Ankunftsabstandes

Für die diskrete Verteilungsfunktion von  $N_x$  gilt dann

$$F(n_x) = P\{N_x \leq n_x\} = P\left\{T_{A,i} < T_{A,x}^{(V)} + \sum_{\mu=1}^{n_x} T_{A,x}^{(\mu)}\right\} \quad (6.9)$$

Setzt man  $T_y = T_{A,x}^{(V)} + \sum_{\mu=1}^{n_x} T_{A,x}^{(\mu)}$ , erhält man

$$F(n_x) = P\{T_{A,i} < T_y\} = \int_0^{\infty} (1 - e^{-\lambda_i t}) f_y(t) dt = 1 - \Phi_y(\lambda_i) \quad (6.10)$$

wobei  $f_y(t)$  die Verteilungsdichtefunktion von  $T_y$  und  $\Phi_y(s)$  deren Laplace-Transformierte ist. Damit gilt:

$$\Phi_y(s) = \Phi_x^{(V)}(s) \Phi_x^{n_x}(s) \quad (6.11)$$

$$F(n_x) = 1 - \Phi_x^{(V)}(\lambda_i) \Phi_x^{n_x}(\lambda_i) \quad (6.12)$$

Die Verteilungswahrscheinlichkeiten  $p(n_x)$  von  $N_x$  ergeben sich dann zu

$$p(n_x) = \begin{cases} F(0) & \text{für } n_x = 0 \\ F(n_x) - F(n_x - 1) & \text{für } n_x > 0 \end{cases} = \begin{cases} 1 - \Phi_x^{(V)}(\lambda_i) & \text{für } n_x = 0 \\ \Phi_x^{(V)}(\lambda_i) \Phi_x^{n_x-1}(\lambda_i) (1 - \Phi_x(\lambda_i)) & \text{für } n_x > 0 \end{cases} \quad (6.13)$$

Damit läßt sich dann das zweite Moment von  $N_x$  bestimmen:

$$\begin{aligned} E[N_x^2] &= \sum_{n_x=1}^{\infty} n_x^2 p(n_x) \\ &= \Phi_x^{(V)}(\lambda_i)(1 - \Phi_x(\lambda_i)) \sum_{n_x=1}^{\infty} n_x^2 \Phi_x^{n_x-1}(\lambda_i) \end{aligned} \quad (6.14)$$

Die unendliche Summe läßt sich durch zweimaliges Integrieren und Anwendung der Summenformel für die geometrische Reihe darstellen als

$$\sum_{n_x=1}^{\infty} n_x^2 \Phi_x^{n_x-1}(\lambda_i) = \frac{1 + \Phi_x(\lambda_i)}{(1 - \Phi_x(\lambda_i))^3} \quad (6.15)$$

Die Laplace-Transformierte der Vorwärtsrekurrenzzeitverteilungsdichtefunktion ist nach [61]

$$\Phi^{(V)}(s) = \frac{1 - \Phi(s)}{sm_1} \quad (6.16)$$

$m_1$  ist der Mittelwert der zu der Transformierten gehörigen Verteilung. Damit erhält man

$$\begin{aligned} E[N_x^2] &= \frac{1 + \Phi_x(\lambda_i)}{1 - \Phi_x(\lambda_i)} \cdot \frac{\lambda_x}{\lambda_i} \\ &= \frac{1 + \Phi_x(\lambda_i)}{1 - \Phi_x(\lambda_i)} \cdot E[N_x] \end{aligned} \quad (6.17)$$

Damit kann für Poisson-Ankünfte des Stromes  $i$  (d.h.  $c_{A,i}^2 = 1$ ) der Ankunftsabstand des Stromes  $x$  beliebige Verteilungen annehmen.

Für  $c_{A,i}^2 > 1$  soll nun eine hyperexponentielle Verteilungsfunktion für den  $i$ -Ankunftsabstand angenommen werden. Hierbei handelt es sich bekanntlich um die alternative Auswahl zweier Zeitphasen mit negativ-exponentiell verteilter Dauer nach Abschnitt 4.1.1.5. Es gilt dann

$$E[N_x^2] = p \cdot \frac{1 + \Phi_x(\mu_1)}{1 - \Phi_x(\mu_1)} \cdot \frac{\lambda_x}{\mu_1} + (1 - p) \cdot \frac{1 + \Phi_x(\mu_2)}{1 - \Phi_x(\mu_2)} \cdot \frac{\lambda_x}{\mu_2} \quad (6.18)$$

Für  $c_{A,i}^2 < 1$  wurde die Erlang- $k$ -Verteilungsfunktion ausgewählt. Sie läßt sich nach Abschnitt 4.1.1.3 als Summe von  $k$  negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen mit identischem Mittelwert  $1/(k\lambda_i)$  interpretieren. Nimmt man näherungsweise an, daß die Anzahl der in jede negativ-exponentiell verteilte Phase fallenden  $x$ -Ankünfte unabhängig voneinander ist, so können die Varianzen addiert werden und man erhält

$$\begin{aligned} \text{VAR}[N_x] &= k \cdot \left( \frac{1 + \Phi_x(k\lambda_i)}{1 - \Phi_x(k\lambda_i)} \cdot \frac{\lambda_x}{k\lambda_i} - \left( \frac{\lambda_x}{k\lambda_i} \right)^2 \right) \\ &= \frac{1 + \Phi_x(k\lambda_i)}{1 - \Phi_x(k\lambda_i)} \cdot E[N_x] - \frac{(E[N_x])^2}{k} \end{aligned} \quad (6.19)$$

Um die Kontinuität der Variationskoeffizienten zu erreichen, kann entweder zur verallgemeinerten Erlang-Verteilung oder zur Gamma-Verteilung übergegangen werden. Damit

sind nun alle notwendigen Größen bestimmt, um Variationskoeffizienten der Ankunftsabstandsverteilungsfunktion  $c_{A,i}^2 > 0$  zu bestimmen.

Selbst für den Fall  $c_{A,i}^2 = 0$  liefert das Verfahren noch durchaus brauchbare Werte, wenn der Fall eines deterministischen Ankunftsprozesses als Erlang- $k$ -Verteilungsfunktion mit  $k \rightarrow \infty$  dargestellt wird.

Um mehr als zwei Eingangsprozesse zu berücksichtigen, können prinzipiell zwei Verfahren angewandt werden:

1. man bestimmt approximativ aus den jeweils anderen Strömen einen Summenstrom mit den ersten beiden Momenten der Ankunftsabstandsverteilungsfunktion und führt damit die Berechnung auf den oben beschriebenen Ansatz zurück;
2. man bestimmt für jeden der anderen Ströme  $j$  die ersten beiden Momente der Anzahl  $N_j$  von  $j$ -Ankünften, die in einen  $i$ -Ankunftsabstand fallen. Da die einzelnen Ströme unabhängig voneinander sind, erhält man die Beziehungen

$$\text{VAR}[T_{D1,i}] = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^N \left( E[N_j] \text{VAR}[T_{H,j}] + \text{VAR}[N_j] (E[T_{H,j}])^2 \right) + \text{VAR}[T_{H,i}] \quad (6.20)$$

$$E[T_{D1,i}] = \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^N E[N_j] E[T_{H,j}] + E[T_{H,i}] \quad (6.21)$$

Damit wird ein zusätzlicher Approximationsschritt vermieden und die Berechnung insgesamt sogar vereinfacht, da das Überlagern von Strömen ein relativ rechenzeitintensives Verfahren darstellt.

Die folgenden Bilder sollen die Zuverlässigkeit der Approximation für den Fall von jeweils zwei Eingangsströmen demonstrieren. Die durchgezogenen Kurven stellen jeweils die durch die oben beschriebene Approximation erreichten Werte dar. Zum Vergleich zeigen die punktierten Kurven die Approximation von Whitt nach Gleichung 4.53. Die einzelnen Punkte stellen für den Fall von Poisson-Eingangsströmen die exakten Ergebnisse und ansonsten Simulationsergebnisse, gegebenenfalls mit ihren 95%-Vertrauensintervallen dar. Als Verteilungsfunktionen für Ankunfts- und Bedienungsprozesse wurden verwendet:

- $D$ :  $c^2 = 0$
- $E_k$ :  $c^2 = 0,25$
- $M$ :  $c^2 = 1$
- $H_2$ :  $c^2 = 6,25$

Ein weiteres Problem taucht in den Anwendungen häufig auf: Es läßt sich bei gegebener Last nur der Gesamtausgangsprozeß einer Gruppe von Strömen berechnen. Die

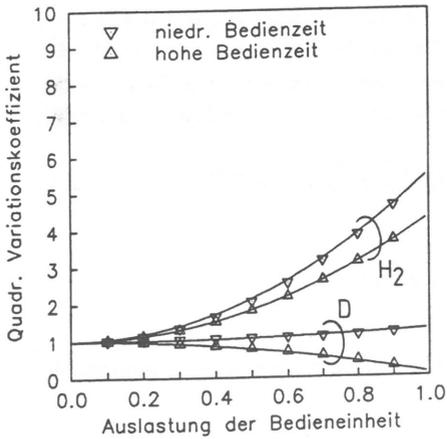


Bild 6.3:  $M$ -Ankünfte mit gleichen Raten,  $D$ - bzw.  $H_2$ -Bedienung, unterschiedliche mittlere Bedienzeiten

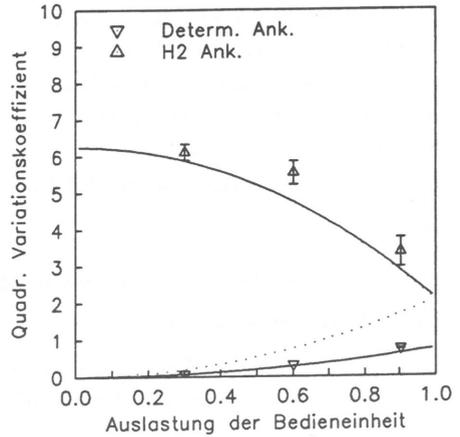


Bild 6.4:  $D$ - bzw.  $H_2$ -Ankünfte mit gleichen Raten,  $M$ -Bedienung, gleiche mittlere Bedienzeiten

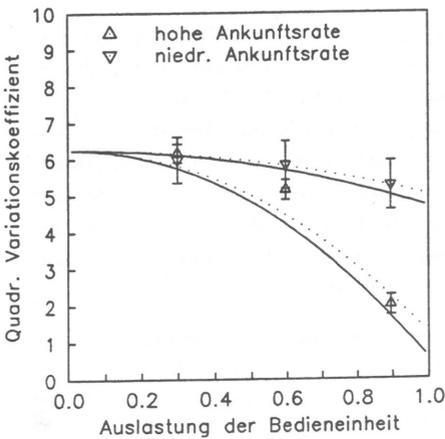


Bild 6.5:  $H_2$ -Ankünfte mit unterschiedlichen Raten,  $M$ -Bedienung, gleiche mittlere Bedienzeiten

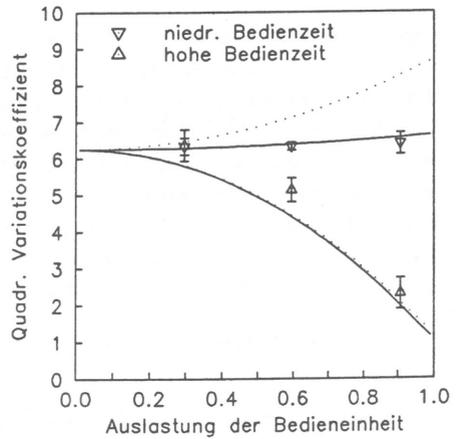


Bild 6.6:  $H_2$ -Ankünfte mit gleichen Raten,  $M$ -Bedienung, unterschiedliche mittlere Bedienzeiten

zugehörigen Ankunftsabstandsverteilungsfunktionen seien nach zwei Momenten gegeben. Wenn gewährleistet werden kann, daß sich die Reihenfolge der zugehörigen Anforderungen nach der Überlagerung der Ströme an einer Stelle des Warteschlangennetzes nicht mehr vertauschen kann, kann für die Varianz der klassenindividuellen Ausgangsabstandsverteilungsfunktionen gemäß dem „Gesetz für die zusammengesetzte Verteilung“ geschrieben werden:

$$\text{VAR}[T_{D,i}] = E[N_x] \text{VAR}[T_D] + \text{VAR}[N_x] (E[T_D])^2 + \text{VAR}[T_D] \quad (6.22)$$

wobei

$T_{D,i}$  der klassenindividuelle Ausgangsabstand der Klasse  $i$ ,

$T_D$  der Gesamtausgangsabstand,

$N_x$  die Anzahl von Anforderungen der anderen Klassen, die in einen Ankunftsabstand der Klasse  $i$  fallen (siehe obige Herleitung).

Dies kann nur eine relativ grobe Näherung sein, dennoch liefert sie zuverlässigere Ergebnisse, als wenn die Aufspaltung nur aufgrund von Verzweigungswahrscheinlichkeiten erfolgt.

### 6.1.2 Prioritätspollingsystem

Gegeben seien  $N$  Klassen von Strömen, die aus jeweils  $n_I$  Poisson-Strömen bestehen;  $I = 1 \dots N$ . Jeder Strom sei charakterisiert durch seine Ankunftsrate  $\lambda_{Ii}$  und die ersten beiden Momente der zugehörigen Bedienzeitverteilungsfunktion  $h_{Ii}, h_{Ii}^{(2)}$ ;  $i = 1 \dots n_I$ . Jeder Strom speise seine individuelle Warteschlange. Die Bearbeitung der einzelnen Warteschlangen erfolge so, daß die  $N$  Klassen nach einer nicht unterbrechenden Prioritätsstrategie abgefertigt werden, wobei der Strom 1 die höchste Priorität habe. Innerhalb einer Klasse erfolge eine einfache zyklische Abfertigung der stromindividuellen Warteschlangen derart, daß aus jeder Warteschlange, in der mindestens eine Anforderung wartet, genau eine entnommen und bearbeitet wird (nichterschöpfende Abfertigung).

Es sollen die mittleren Wartezeiten für jeden einzelnen Eingangsstrom berechnet werden.

Für dieses System und für alle verwandten Pollingsysteme mit nichterschöpfender Abfertigung gibt es bis auf sehr wenige Spezialfälle (z.B. mit einem Warteplatz pro Eingangsstrom, siehe [89]), keine exakten Lösungen, und bekanntlich führen diese Systeme auch zu extrem komplizierten mathematischen Darstellungen. Deshalb soll an dieser Stelle ein approximativer Ansatz entwickelt werden, der eine Reihe von Randbedingungen erfüllt, die bewirken, daß der Ansatz für einige Spezialfälle exakt ist.

1. Der Erhaltungssatz nach [62] soll erfüllt sein, der besagt, daß für jedes „arbeitshaltende System“, also ein System, in dem weder Arbeit erzeugt noch vernichtet wird, gilt, daß die gesamte mittlere Restarbeit im System, unabhängig von der Abfertigungsstrategie, invariant ist. Dies gilt für beliebige Ankunfts- und Bedienprozesse, bei denen sogar beliebige Abhängigkeiten zugelassen sind.

$$\sum_{i=1}^n \varrho_i t_{w,i} = u - t_{w,0} = \text{const.} \quad (6.23)$$

wobei  $u$  die gesamte mittlere Restarbeit im System,  $t_{w,0}$  die mittlere Restarbeit in der Bedieneinheit,  $t_{w,i}$  die stromindividuelle mittlere Wartezeit und  $n$  die Anzahl der einzelnen Ströme sei.

Für Systeme mit Poisson-Ankünften stellt sich der Erhaltungssatz dann als

$$\sum_{i=1}^n \varrho_i t_{w,i} = \frac{\varrho}{2(1-\varrho)} \sum_{i=1}^n \lambda_i h_i^{(2)} = \varrho t_w \quad (6.24)$$

dar. Er muß also, was aus der Definition des Erhaltungssatzes hervorgeht, auch für ein M/G/1-System mit FIFO-Abfertigung, ungeachtet der Zugehörigkeit der Anforderung zum individuellen Strom, gelten.

2. Ein an dieser Stelle neu zu definierender Erhaltungssatz für Prioritätensysteme mit Poisson-Ankünften und nichtunterbrechenden Prioritäten soll ebenfalls gelten:

$$\sum_{i=1}^{n_I} \varrho_{Ii} t_{w,Ii} = \varrho_I t_{w,I} \quad \forall i \in [1, N] \quad (6.25)$$

Dieser Erhaltungssatz ist nun also nur noch auf die Ströme bezogen, die zur selben Prioritätsklasse zählen, wobei  $t_{w,I}$  die mittlere Wartezeit in einem reinen Prioritätensystem nach Gleichung 4.54 ist, wenn alle Poisson-Eingangsströme einer Klasse zu einem gesamten Poisson-Eingangsstrom zusammengefaßt werden mit

$$\lambda_I = \sum_{i=1}^{n_I} \lambda_{Ii} \quad (6.26)$$

$$h_I = \frac{1}{\lambda_I} \sum_{i=1}^{n_I} \lambda_{Ii} h_{Ii} \quad (6.27)$$

$$h_I^{(2)} = \frac{1}{\lambda_I} \sum_{i=1}^{n_I} \lambda_{Ii} h_{Ii}^{(2)} \quad (6.28)$$

$$\varrho_I = \lambda_I h_I \quad (6.29)$$

Anhand der Gleichung 4.54 wird deutlich, daß aus der Sicht der Rufe einer beliebigen Klasse  $J$  sich – ein stabiles System ( $\varrho < 1$ ) vorausgesetzt – die Anforderungen der Klassen mit niedrigerer Priorität (Klasse  $B$ ) nur durch ihre Restbedienzeit beim Eintreffen einer  $J$ -Anforderung bemerkbar machen. Diese  $B$ -Anforderungen werden von Poisson-Ankünften mit einer Wahrscheinlichkeit angetroffen, die gleich der durch

sie hervorgerufenen Auslastung ist. Diese ist aber unabhängig von der Abfertigungsreihenfolge der  $B$ -Anforderungen.

Die höher priorisierten Anforderungen, also Klasse  $A$ , wirken sich zusätzlich noch durch die von ihnen hervorgerufene Auslastung aus, die aber wiederum unabhängig von der Abfertigungsstrategie ist.

Insgesamt ist also die mittlere Wartezeit der Klasse  $J$  invariant gegenüber Änderungen der Bedienungsstrategie der anderen Klassen. Dies gilt für alle  $J = 1 \dots N$ . Damit ist aufgrund von Gleichung 6.23 klar, daß die mittleren Wartezeiten aller Klassen invariant gegenüber Änderungen der Abfertigung innerhalb einer beliebigen Klasse sind.

Nach Gleichung 6.23 muß gelten:

$$\sum_{I=1}^N \sum_{i=1}^{n_I} \varrho_{Ii} t_{w,Ii} = \text{const.} \quad (6.30)$$

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit soll angenommen werden, daß bei allen Klassen außer der betrachteten Klasse  $I$  nur jeweils eine Warteschlange bedient wird, also  $n_J = 1$  für  $J \neq I$ . Dann gilt

$$\begin{aligned} \sum_{J=1}^{I-1} \varrho_J t_{w,J} + \sum_{i=1}^{n_I} \varrho_{Ii} t_{w,Ii} + \sum_{J=I+1}^N \varrho_J t_{w,J} = \\ \sum_{J=1}^{I-1} \varrho_J t_{w,J} + \varrho_I t_{w,I} + \sum_{J=I+1}^N \varrho_J t_{w,J} = \text{const.} \end{aligned} \quad (6.31)$$

Da die  $t_{w,J}$ , wie oben gezeigt, invariant gegenüber der Abfertigungsdisziplin innerhalb der Klasse  $I$  sind, muß folglich Gleichung 6.25 gelten.

3. Die Näherung soll exakte Werte liefern, nämlich die mittleren Wartezeiten nach Gleichung 4.54, wenn die betrachtete Klasse nur aus einem Ankunftsstrom besteht. Dies ergibt sich unmittelbar aus der vorigen Anforderung.
4. Die Näherung soll für symmetrische Ankunftsströme<sup>1</sup> innerhalb einer Klasse exakte Ergebnisse liefern. Dies ist ebenfalls wiederum eine Konsequenz der Anforderung 2.

Der zentrale Begriff bei der Analyse von Pollingsystemen ist der „Zyklus“. Ein  $Ii$ -Zyklus soll definiert werden als die Zeit vom Beginn einer  $Ii$ -Bedienung<sup>2</sup>, bis die nächste  $Ii$ -Anforderung bedient werden kann. Für das betrachtete Prioritätspollingsystem läßt sich die mittlere  $Ii$ -Zykluszeit berechnen als

$$t_{C,Ii} = h_{Ii}^* + \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_I} \alpha_{Iij} h_{Ij}^* \quad (6.32)$$

<sup>1</sup>gleiche Auslastung durch jeden einzelnen Strom

<sup>2</sup>Bedienung einer Anforderung des Stromes  $i$  der Klasse  $I$

wobei  $\alpha_{I,j}$  die Wahrscheinlichkeit darstellt, daß in einem  $I_i$ -Zyklus eine Anforderung des Stromes  $j$  bedient wird. Für  $\alpha_{I,j}$  wird in [4,66] die Näherung

$$\alpha_{I,j} \approx \lambda_{I_j} t_{C,I_i} \quad \forall j \in [1, n_I] \setminus i \quad (6.33)$$

eingeführt.  $h_j^*$  ist ein Betriebszyklus nach Gleichung 4.59:

$$h_{I_j}^* = \frac{h_{I_j}}{1 - \rho_A} \quad \forall j \in [1, n_I] \quad (6.34)$$

Damit läßt sich die mittlere  $I_i$ -Zykluszeit berechnen:

$$t_{C,I_i} \approx \frac{h_{I_i}^*}{1 - \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_I} \lambda_{I_j} h_{I_j}^*} = \frac{h_{I_i}}{1 - \rho_A - \rho_I + \rho_{I_i}} \quad (6.35)$$

Die mittlere Wartezeit für eine ankommende  $I_i$ -Anforderung besteht aus einer Restzykluszeit und einer  $I_i$ -Zykluszeit für jede Anforderung, die sie vor sich in der Warteschlange antrifft.

$$t_{w,I_i} = t_{C,I_i}^R + \Omega_{I_i} t_{C,I_i} \quad (6.36)$$

Mit dem Gesetz von Little [71] ( $\Omega_{I_i} = \lambda_{I_i} t_{w,I_i}$ ) erhält man

$$t_{w,I_i} = \frac{t_{C,I_i}^R}{1 - \lambda_{I_i} t_{C,I_i}} \quad (6.37)$$

Die Restzykluszeit  $t_{C,I_i}^R$  ist im allgemeinen schwierig zu berechnen. Folgt man der Argumentation von Boxma und Meister [4], so kann man feststellen, daß bei den meisten Lastbedingungen, wenn man von sehr schiefen Lasten<sup>3</sup> absieht, höchstens die Restbedienzeit der gerade in Bearbeitung befindlichen Anforderung abgewartet werden muß, bis die nächste Anforderung des betrachteten Stromes bearbeitet werden kann. Diese Restbedienzeit, die damit auch der Restzykluszeit entspricht, ist unter den genannten Bedingungen aber unabhängig von dem betrachteten Strom, also

$$t_{C,I_i}^R \approx t_{C,I}^R \quad \forall i \in [1, n_I] \quad (6.38)$$

Für die Berechnung von  $t_{C,I}^R$  setzt man Gleichungen 6.38, 6.37, 6.35 in Gleichung 6.25 ein:

$$\sum_{i=1}^{n_I} \rho_{I_i} \cdot \frac{t_{C,I}^R}{1 - \rho_{I_i} / (1 - \rho_A - \rho_I + \rho_{I_i})} = \rho_I t_{w,I} \quad (6.39)$$

$$t_{C,I}^R = t_{w,I} \cdot \frac{\rho_I (1 - \rho_A - \rho_I)}{\rho_I (1 - \rho_A - \rho_I) + \sum_{j=1}^{n_I} \rho_{I_j}^2} \quad (6.40)$$

<sup>3</sup>Lastprofile, bei denen die Auslastungen durch die einzelnen Ströme sehr stark unterschiedlich sind

und erhält schließlich nach wenigen algebraischen Umformungen

$$t_{w,I_i} = t_{w,I} \cdot \frac{1 - \rho_A - \rho_I + \rho_{I_i}}{1 - \rho_A - \rho_I + \frac{1}{\rho_I} \sum_{j=1}^{n_I} \rho_{I_j}^2} \quad (6.41)$$

Die vorab gestellten Bedingungen sind automatisch erfüllt, indem der neu definierte Erhaltungssatz verwendet wurde, um die Restzykluszeit zu berechnen. Gleichung 6.41 wird durch die Näherungen bei hohen Lasten mit sehr schiefer Lastverteilung zu Ungenauigkeiten neigen, da

1. die Größen  $\alpha_{I_i}$  bei hoher Last größer als 1 und deshalb nicht mehr als Wahrscheinlichkeiten interpretiert werden können,
2. die Annahme der Unabhängigkeit der Restzykluszeit vom betrachteten Strom bei schiefer Last an Gültigkeit verliert.

Durch die Fälle, in denen die Lösung exakt ist, sind aber gewissermaßen Fixpunkte im Lösungsraum gesetzt, die den Fehler nicht zu groß werden lassen.

Für den Fall einer einzelnen Prioritätsklasse reduziert sich die Lösung auf Gleichung 4.61.

Aus Gleichung 6.41 kann man eine generelle Eigenschaft von Pollingsystemen mit nicht-erschöpfender Abfertigung entnehmen: Ankunftsströme, die eine niedrige Auslastung verursachen, müssen im Mittel kürzer warten, als solche, die eine hohe Auslastung verursachen. Dies steht im Gegensatz zu Systemen mit erschöpfender Abfertigung, bei denen Ströme mit hoher Auslastung bevorzugt werden.

Die Bilder 6.7 bis 6.10 sollen die Qualität der Approximation für den Fall von zwei Prioritätsklassen mit jeweils drei Eingangsströmen zeigen. Dargestellt ist jeweils die mittlere Wartezeit in der stromindividuellen Warteschlange, bezogen auf die niedrigste mittlere Bedienzeit in der jeweiligen Klasse über der Gesamtauslastung der Bedieneinheit. (Die Ergebnisse für eine Prioritätsklasse sind in dem Aufsatz von Boxma und Meister [5] ausführlich diskutiert.) Beide Prioritätsklassen lasten die Bedieneinheit jeweils zu gleichen Teilen aus. Der Fall symmetrischer Ankunftsströme innerhalb einer Klasse braucht nicht untersucht zu werden, da die Gleichung 6.41 dafür exakte Ergebnisse liefert. Deshalb werden nur Ergebnisse mit unsymmetrischer Last dargestellt.

Für die Bilder 6.7 und 6.8 werden Ankunftsraten im Verhältnis 1:2:3 in die einzelnen Warteschlangen einer Klasse angenommen, wobei die Warteschlange 1 (WS 1) die niedrigste Ankunftsrate erhält. Die Bedienzeiten sollen negativ-exponentiell verteilt mit gleichem Mittelwert sein.

Bild 6.7 zeigt das Verhalten für die niedrige und Bild 6.8 für die hohe Prioritätsklasse.

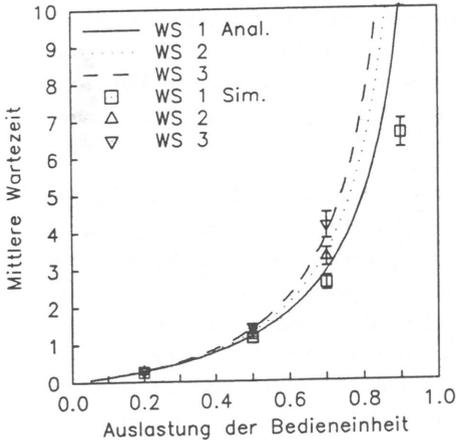


Bild 6.7: Prioritätspollingsystem: niedrige Priorität, unterschiedliche Ankunfts-raten, gleiche mittlere Bedienzeiten

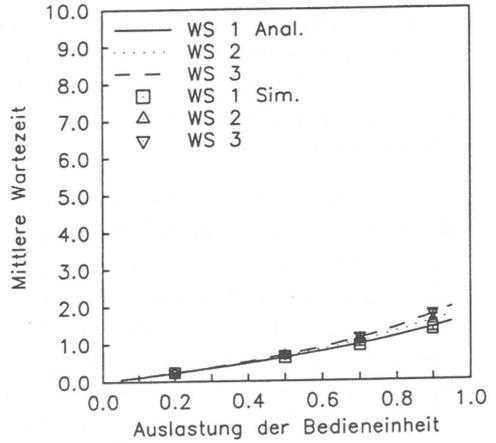


Bild 6.8: Prioritätspollingsystem: hohe Priorität, unterschiedliche An-kunfts-raten, gleiche mittlere Be-dienzeiten

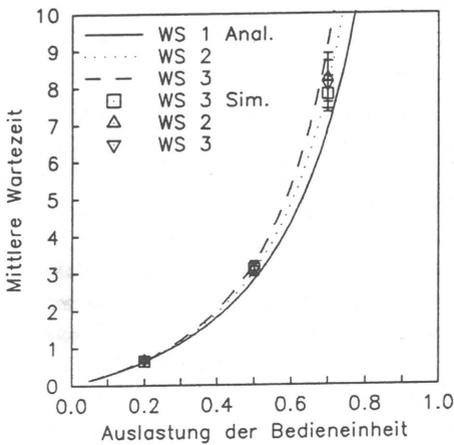


Bild 6.9: Prioritätspollingsystem: niedrige Priorität, gleiche An-kunfts-raten, unterschiedliche mittlere Bedienzeiten

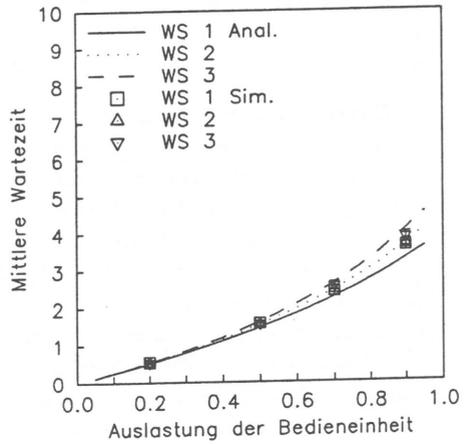


Bild 6.10: Prioritätspollingsystem: hohe Priorität, gleiche An-kunfts-raten, unterschiedliche mittlere Be-dienzeiten

Man kann deutlich erkennen, daß das Verhalten hauptsächlich von dem Prioritätsmechanismus bestimmt wird und der Einfluß der unterschiedlichen Ankunftsströme geringer ist. Es zeigt sich aber dennoch deutlich der bereits oben erwähnte Effekt der Bevorzugung der Ströme mit niedrigeren Auslastungen. Die Ergebnisse sind für beide Prioritätsklassen innerhalb des interessierenden Bereichs sehr zuverlässig und zeigen erst im Hochlastbereich gewisse Abweichungen.

Die Bilder 6.9 und 6.10 zeigen die entsprechenden Verhältnisse, wenn die Ankunftsraten für alle Eingangsströme gleich gemacht werden, die Mittelwerte der negativ-exponentiell verteilten Bedienzeiten jedoch im Verhältnis 1:2:3 angenommen werden, wobei der in die Warteschlange 1 eintreffende Strom die kleinste mittlere Bedienzeit besitzt. Auch hier wird das Verhalten wiederum wesentlich von dem Prioritätseffekt bestimmt, aber es wird auch wieder deutlich, daß der Strom mit der geringsten relativen Auslastung bevorzugt wird. Insgesamt überschätzt die Analyse in diesem Fall den Effekt der unterschiedlichen Auslastungen etwas, aber im interessierenden Lastbereich zeigen sich dennoch sehr zuverlässige Ergebnisse.

### 6.1.3 D-Kanal-Zugriffsprotokoll

Die Funktionsweise des D-Kanal-Zugriffsprotokolls wurde bereits ausführlich im Abschnitt 4.3.6 beschrieben. An dieser Stelle sollen deshalb nur noch einmal die verkehrsmäßigen Auswirkungen des Zugriffsverfahrens beschrieben werden, bevor zur Analyse übergegangen wird.

Gegeben seien  $N$  Klassen von Strömen, die aus jeweils  $n_I$  Poisson-Strömen bestehen;  $I = 1 \dots N$ . Jeder Strom sei charakterisiert durch seine Ankunftsrate  $\lambda_i$ ,  $i = 1 \dots n_I$  und die ersten beiden Momente der zugehörigen Bedienzeitverteilungsfunktion  $h_i, h_i^{(2)}$ . Jeder Strom speise seine individuelle Warteschlange. Die Bearbeitung der einzelnen Warteschlangen erfolge so, daß die  $N$  Klassen nach einer nicht unterbrechenden Prioritätsstrategie abgefertigt werden, wobei der Strom 1 die höchste Priorität habe. Innerhalb einer Klasse sind zwei Prioritätsebenen definiert. Bearbeitet wird grundsätzlich auf der normalen Prioritätsebene. Nach dem erfolgreichen Bearbeiten einer Anforderung einer Station  $i$  schaltet diese ihre Priorität auf die niedrige Ebene um. Die Priorität wird wieder auf die normale Ebene zurückgeschaltet, wenn keine anderen Stationen der selben Klasse auf der normalen Prioritätsebene senden können. Haben mehrere Stationen gleichzeitig auf der normalen Prioritätsebene Anforderungen zur Bearbeitung vorliegen, entscheidet die niedrigere Stationsadresse über die Auswahl.

Durch dieses Verfahren wird unter den Stationen, die zu einem gegebenen Zeitpunkt Anforderungen vorliegen haben, ein Zyklus definiert, der von niedrigen Adressen zu hohen

läuft, aber durch Anforderungen, die in leere Warteschlangen eintreffen, unterbrochen wird, falls diese eine niedrigere Adresse besitzen, als die ansonsten als nächste zu bearbeitende Anforderung.

Damit ist eine gewisse Priorisierung der Stationen mit niedrigen Adressen bestimmt. Zweck der folgenden Analyse soll es sein, diesen Effekt zu quantisieren und mit dem oben dargestellten Prioritätspollingsystem zu vergleichen.

Im Rahmen dieses Abschnitts sollen die Gleichungen 6.25, 6.32, 6.34, 6.37 ebenfalls gelten.

Das einfach erscheinende Ergebnis in Gleichung 6.41 konnte nur erzielt werden, indem die Näherung gemacht wurde, daß die Restzykluszeit unabhängig von dem betrachteten Strom ist. Ist diese Näherung für das Prioritätspollingsystem in sehr schiefen Lastsituationen schon fragwürdig, ergibt sich aus der obigen Beschreibung der Funktionsweise des D-Kanal-Zugriffsprotokolles, daß diese Näherung hier vollständig unbegründet wäre. Es soll also versucht werden, diese Restzykluszeiten, abhängig vom betrachteten Eingangstrom, möglichst genau zu beschreiben, da sie das Verhalten des Protokolles wesentlich bestimmen.

Voruntersuchungen haben ergeben, daß die Ergebnisse sehr empfindlich auf Schwankungen der  $\alpha_{Iij}$  nach Gleichung 6.33 reagieren. Da diese Gleichung ohnehin nur eine Näherung darstellt, wurde versucht, diese Eigenschaft zu verwenden, um im Endergebnis das Einhalten des Erhaltungssatzes zu erreichen. Es soll also definiert werden:

$$\alpha_{Iij} = \min(1, c \cdot \lambda_{Ij} t_{C,Ii}) \quad (6.42)$$

wobei  $c$  ein globaler Korrekturfaktor ist, der so gewählt wird, daß der Erhaltungssatz erfüllt ist. Die Minimumfunktion verhindert, daß  $\alpha_{Iij}$ , welches eine Wahrscheinlichkeit darstellt, größer als 1 werden kann.

Mit Gleichung 6.32 kann dann die mittlere Zykluszeit berechnet werden, was wegen der Minimumfunktion iterativ zu erfolgen hat. Mit diesen Wahrscheinlichkeiten läßt sich dann auch das zweite Moment der  $Ii$ -Zykluszeit berechnen:

$$t_{C,Ii}^{(2)} = h_{Ii}^{*(2)} - h_{Ii}^{*2} + \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_I} \alpha_{Iij} h_{Ij}^{*(2)} - \sum_{\substack{j=1 \\ j \neq i}}^{n_I} (\alpha_{Iij} h_{Ij}^*)^2 + t_{C,Ii}^2 \quad (6.43)$$

wobei  $h_{Ij}^{*(2)}$  das zweite Moment eines durch eine  $Ij$ -Bedienung angestoßenen Betriebszyklusses nach Gleichung 4.60 darstellt:

$$h_{Ij}^{*(2)} = \frac{\lambda_A h_A^{(2)}}{(1 - \rho_A)^3} h_{Ij} + \frac{h_{Ij}^{(2)}}{(1 - \rho_A)^2} \quad (6.44)$$

Um die mittlere Restzykluszeit zu bestimmen, müssen verschiedene Fälle unterschieden werden:

Wenn eine eintreffende  $I_i$ -Anforderung ihre Station während eines  $I_i$ -Zyklusses antrifft, beträgt die mittlere Restzykluszeit

$$t_{w1,I_i} = \frac{t_{C,I_i}^{(2)}}{2t_{C,I_i}} \quad (6.45)$$

Für die Analyse der anderen Fälle werden die Wahrscheinlichkeiten für das Auftreten bestimmter Stationszustände benötigt:

$p_{1,I_i} = P\{\text{eine eintreffende } I_i\text{-Anforderung trifft ihre Station mit leerer Warteschlange und normaler Prioritätsebene an}\}$

$p_{2,I_i} = P\{\text{eine eintreffende } I_i\text{-Anforderung trifft ihre Station während der Wartezeit der Anforderung an, die die Station im Zustand 1 angetroffen hat}\}$

$p_{3,I_i} = P\{\text{Station } I_i \text{ hat eine nicht leere Warteschlange und befindet sich auf der normalen Prioritätsebene}\}$

Es soll zunächst die Zeit zwischen zwei Erneuerungspunkten für die Station  $i$  betrachtet werden, wobei ein Erneuerungspunkt so definiert sein soll, daß zu diesem Zeitpunkt eine  $I_i$ -Anforderung eintrifft und ihre Station im Zustand 1 (leerer Wartespeicher, normale Prioritätsebene) antrifft.

Diese Anforderung muß zunächst die Zeit  $T_{w2,I_i}$  bis zum Beginn der nächsten Bearbeitung der Klasse  $I$  warten. Danach muß sie warten, bis alle anderen Stationen der Klasse  $I$ , die vor Station  $I_i$  senden dürfen, ihre Bedienung und die zugehörige Betriebsperiode von Anforderungen höherer Klassen (Klasse  $A$ ) abgeschlossen haben.

Nun stößt die betrachtete Anforderung durch ihre Bedienung einen Betriebszyklus an. Falls keine weiteren  $I_i$ -Anforderungen inzwischen eingetroffen sind, wird die Station in den Zustand 1 zurückschalten, nachdem alle anderen Stationen der Klasse  $I$  die Möglichkeit hatten, bearbeitet zu werden.

Im Mittel wird der Zustand 1 nach der Zeit  $1/\lambda_{I_i}$  wieder verlassen. Die Zeit zwischen dem Ende von  $T_{w2,I_i}$  und dem Rückschalten in den Zustand 1 kann näherungsweise als ein  $I_i$ -Zyklus angesetzt werden. Die Zeit vor dem Zurückschalten wird durch jede darin eintreffende  $I_i$ -Anforderung im Mittel um  $t_{C,I_i}$  vergrößert. Damit erhält man

$$p_{1,I_i} = \frac{1/\lambda_{I_i}}{1/\lambda_{I_i} + \frac{t_{w2,I_i} + t_{C,I_i}}{1 - \lambda_{I_i}t_{C,I_i}}} = \frac{1 - \lambda_{I_i}t_{C,I_i}}{1 + \lambda_{I_i}t_{w2,I_i}} \quad (6.46)$$

Um  $t_{w2,I_i}$  zu bestimmen, müssen wiederum verschiedene Fälle berücksichtigt werden:

1. Mit Wahrscheinlichkeit  $\varrho_{BI} = \varrho_B + \varrho_I - \varrho_{Ii}$  trifft die betrachtete Anforderung eine Bedienung ihrer eigenen oder einer niedrigeren Prioritätsklasse (Klasse  $B$ ). Es kann aber keine aus ihrem eigenen Strom dabei sein! In diesem Fall muß sie deren Restbedienzeit und die zugehörige verzögerte Betriebsperiode abwarten, wobei aufgrund des Paradoxons der Restlebensdauer<sup>4</sup> der Mittelwert der initiiierenden Bedienzeit  $h_{BI}^{(2)}/h_{BI}$  beträgt.
2. Mit Wahrscheinlichkeit  $\frac{\varrho_{BI}\varrho_A}{1-\varrho_A}$  trifft die betrachtete Anforderung eine  $A$ -Bedienung, die Teil einer verzögerten Betriebsperiode ist, die durch Anforderungen der eigenen oder einer niedriger priorisierten Klasse ausgelöst wurde (ohne den eigenen Strom).
3. Mit Wahrscheinlichkeit  $\frac{\varrho_A(1-\varrho_A-\varrho_{BI})}{1-\varrho_A}$  trifft die betrachtete Anforderung eine  $A$ -Bedienung, die Teil einer reinen Betriebsperiode der Klasse  $A$  ist.

In den Fällen 2 und 3 muß dann jeweils die restliche  $A$ -Betriebsperiode abgewartet werden, bevor die nächste  $I$ -Anforderung bedient werden kann.

$$\begin{aligned}
 t_{w2,Ii} &= \varrho_{BI} \left( \frac{h_{BI}^{(2)}}{2h_{BI}} + \frac{\varrho_A h_{BI}^{(2)}}{h_{BI}(1-\varrho_A)} \right) \\
 &+ \frac{\varrho_{BI}\varrho_A}{1-\varrho_A} \cdot \frac{\lambda_A h_A^{(2)} h_{BI} + \frac{\varrho_A^2 h_{BI}^{(2)}}{(1-\varrho_A)^3}}{2\varrho_A h_{BI}} \\
 &+ \frac{\varrho_A(1-\varrho_A-\varrho_{BI})}{1-\varrho_A} \cdot \frac{\frac{h_A^{(2)}}{2h_A}}{1-\varrho_A}
 \end{aligned} \tag{6.47}$$

wobei

$$h_{BI} = \frac{\lambda_B h_B + \lambda_I h_I - \lambda_{Ii} h_{Ii}}{\lambda_B + \lambda_I - \lambda_{Ii}} \tag{6.48}$$

$$h_{BI}^{(2)} = \frac{\lambda_B h_B^{(2)} + \lambda_I h_I^{(2)} - \lambda_{Ii} h_{Ii}^{(2)}}{\lambda_B + \lambda_I - \lambda_{Ii}} \tag{6.49}$$

Nach einigen einfachen algebraischen Umformungen erhält man dann

$$\begin{aligned}
 t_{w2,Ii} &= \frac{\lambda_A h_A^{(2)} + \lambda_I h_I^{(2)} - \lambda_{Ii} h_{Ii}^{(2)} + \lambda_B h_B^{(2)}}{2(1-\varrho_A)^2} \\
 &= t_{w,I} \left( 1 - \frac{\varrho_I}{1-\varrho_A} \right) - \frac{\lambda_{Ii} h_{Ii}^{(2)}}{2(1-\varrho_A)^2}
 \end{aligned} \tag{6.50}$$

<sup>4</sup>Das Paradoxon der Restlebensdauer besagt, daß die mittlere Restlebensdauer einer Phase, die ein zufälliger Beobachter messen kann, größer werden kann, als der Mittelwert der Bedienzeit. Dies läßt sich dadurch erklären, daß dieser Beobachter längere Bedienphasen mit einer höheren Wahrscheinlichkeit antrifft, als kürzere. Damit ist der Mittelwert der Bedienzeit, die ein Beobachter sieht, gleich der Summe aus Alter und Restlebensdauer, die beide identisch verteilt sind, also im Mittel das doppelte der mittleren Restlebensdauer.

$p_{2,i}$  ist das Verhältnis der mittleren Wartezeit einer  $I_i$ -Anforderung, die ihre Station im Zustand 1 antrifft, zum Mittelwert der Zeit zwischen zwei Erneuerungspunkten der Station  $I_i$ . Mit der näherungsweise Annahme, daß die Zustände der einzelnen Stationen unabhängig voneinander sind, kann diese Wartezeit folgendermaßen bestimmt werden:

$$t_{w3,i} = t_{w2,i} + \sum_{j=1}^{i-1} p_{3,I_j} h_{I_j}^* + \sum_{j=1}^{i-1} p_{1,I_j} P\{T_{a,I_j} < T_{w3,i}\} h_{I_j}^* \quad (6.51)$$

mit  $P\{T_{a,I_j} < T_{w3,i}\} \approx \lambda_{I_j} t_{w3,i}$  als Wahrscheinlichkeit, daß der negativ-exponentiell verteilte Ankunftsabstand des Stromes  $I_j$  kleiner ist als die Zeit  $T_{w3,i}$ .

$$t_{w3,i} \approx \frac{t_{w2,i} + \sum_{j=1}^{i-1} p_{3,I_j} h_{I_j}^*}{1 - \frac{1}{1 - \rho_A} \sum_{j=1}^{i-1} p_{1,I_j} \rho_{I_j}} \quad (6.52)$$

$$\begin{aligned} p_{2,i} &= \frac{t_{w3,i}}{1/\lambda_{I_i} + \frac{t_{w2,i} + t_{C,I_i}}{1 - \lambda_{I_i} t_{C,I_i}}} \\ &= \lambda_{I_i} t_{w3,i} p_{1,i} \end{aligned} \quad (6.53)$$

Die Station  $I_i$  arbeitet im Zustand 3, also auf der normalen Prioritätsebene mit nicht leerem Wartespeicher,

- 1) während  $T_{w3,i}$ , also im Zustand 2,
- 2) während jedes  $I_i$ -Zykluses, wenn die Stationen  $I_j$ ,  $j < i$  nach dem Zurückschalten auf die normale Prioritätsebene bedient werden. Die letztere Zeit kann durch

$$t_{w4,i} \approx \sum_{j=1}^{i-1} \alpha_{I_j} h_{I_j}^* \quad (6.54)$$

angenähert werden, wobei die Vorstellung zugrunde liegt, daß es sich dabei um die Bedienungen handelt, die zu einem  $I_i$ -Zyklus gehören, aber vernachlässigt wird, daß in einem  $I_i$ -Zyklus auch nach der  $I_i$ -Bedienung noch nachträglich eintreffende  $I_j$ -Anforderungen ( $j < i$ ) bearbeitet werden können. Dieser Anteil am  $I_i$ -Zyklus entspricht der Wahrscheinlichkeit, daß dieser Zustand auftritt, unter der Bedingung, daß ein  $I_i$ -Zyklus angetroffen wird. Deshalb muß diese Wahrscheinlichkeit noch gewichtet werden mit der Wahrscheinlichkeit, daß überhaupt ein  $I_i$ -Zyklus angetroffen wird. Letztere Wahrscheinlichkeit kann durch  $\lambda_{I_i} t_{C,I_i}$  angenähert werden. Damit erhält man

$$\begin{aligned} p_{3,i} &\approx p_{2,i} + \lambda_{I_i} t_{C,I_i} \frac{t_{w4,i}}{t_{C,I_i}} \\ &= p_{2,i} + \lambda_{I_i} t_{w4,i} \end{aligned} \quad (6.55)$$

Somit sind alle Terme bestimmt, um die mittlere Restzykluszeit zu bestimmen, falls die betrachtete Anforderung ihre Station nicht während eines  $I_i$ -Zykluses antrifft:

Mit  $p_{1,i}$  wartet sie im Mittel  $t_{w3,i}$ . Mit  $p_{2,i}$  wartet sie die mittlere Restwartezeit von  $T_{w3,i}$ . Da das zweite Moment von  $T_{w3,i}$  nicht bekannt ist, soll angenommen werden, daß  $T_{w3,i}$  negativ-exponentiell verteilt ist, und damit die mittlere Restwartezeit gleich der mittleren Wartezeit ist.

$$t_{C,i}^R = (p_{1,i} + p_{2,i})t_{w3,i} + (1 - p_{1,i} - p_{2,i})t_{w1,i} \quad (6.56)$$

Aufgrund der durchgeführten Näherungen ist der Erhaltungssatz natürlich nicht automatisch erfüllt. Deshalb soll eine Funktion

$$\Delta(c) = \sum_{i=1}^{n_I} \varrho_{Ii} t_{w,i}(c) - \varrho_I t_{w,I} \quad (6.57)$$

definiert werden und numerisch eine Lösung für die Gleichung  $\Delta(c) = 0$  in der Nähe von  $c = 1$  gesucht werden. Damit lassen sich die Wahrscheinlichkeiten  $\alpha_{Ii}$  in Gleichung 6.42 bestimmen. Durch Einsetzen von Gleichung 6.56 in Gleichung 6.37 kann dann die mittlere Wartezeit für jeden einzelnen Strom berechnet werden.

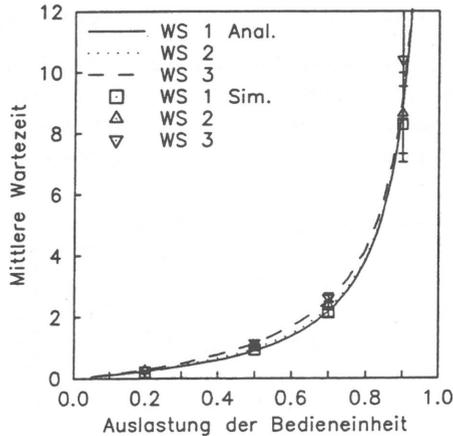


Bild 6.11: D-Kanal-Zugriffsverfahren: eine Prioritätsklasse, symmetrische Auslastung

Die Bilder 6.11 bis 6.17 sollen die Zuverlässigkeit des Verfahrens demonstrieren. Aufgetragen ist dabei die mittlere Wartezeit in den stromindividuellen Warteschlangen, normiert auf die niedrigste mittlere Bedienzeit einer Prioritätsklasse über der Gesamtauslastung der Bedieneinheit. Es soll gelten, daß die Adressen der Stationen mit der Ordnungsnummer der Warteschlangen zusammenfallen, also sich beispielsweise im Falle einer Kollision die Anforderungen der Warteschlange 1 (WS1) gegenüber denen der Warteschlange 2 (WS2) durchsetzen. Alle Bedienzeiten werden als negativ-exponentiell verteilt angenommen. In jeder Prioritätsklasse soll das Verhalten für drei Eingangsströme untersucht werden. Für den Fall unterschiedlicher Ankunftsraten stehen diese im Verhältnis 1:2:3. Das selbe gilt für unterschiedliche mittlere Bedienzeiten.

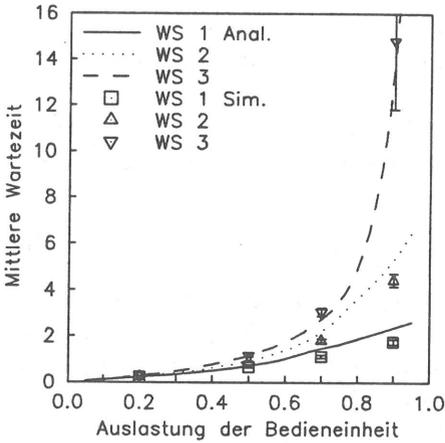


Bild 6.12: D-Kanal-Zugriffsverfahren: eine Prioritätsklasse, Ankunftsraten mit Adresse ansteigend, gleiche mittlere Bedienzeit

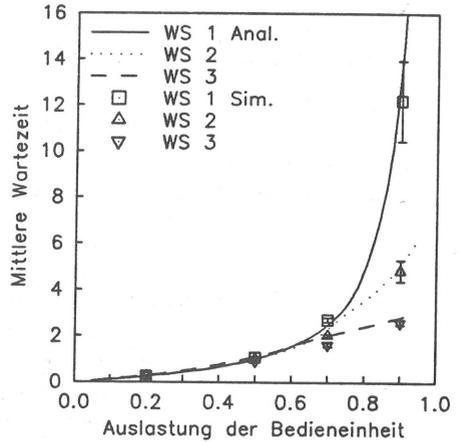


Bild 6.13: D-Kanal-Zugriffsverfahren: eine Prioritätsklasse, Ankunftsraten mit Adresse abfallend, gleiche mittlere Bedienzeit

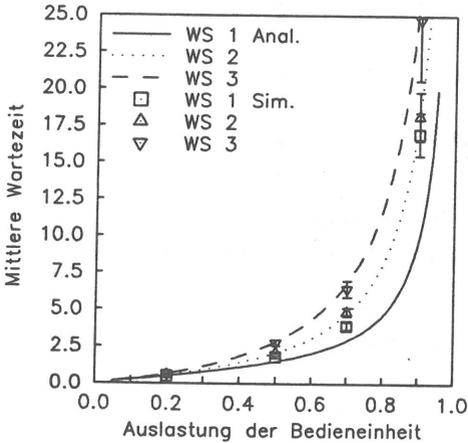


Bild 6.14: D-Kanal-Zugriffsverfahren: eine Prioritätsklasse, gleiche Ankunftsraten, mittlere Bedienzeit mit Adresse ansteigend

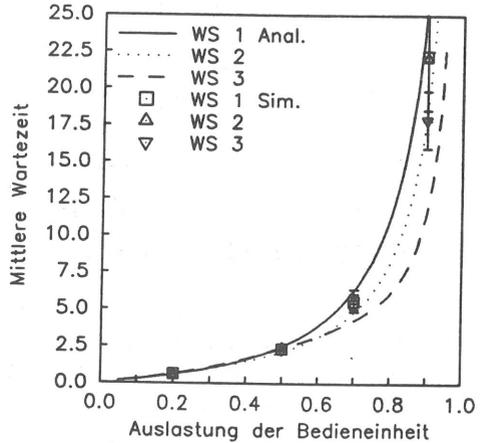


Bild 6.15: D-Kanal-Zugriffsverfahren: eine Prioritätsklasse, gleiche Ankunftsraten, mittlere Bedienzeit mit Adresse abfallend

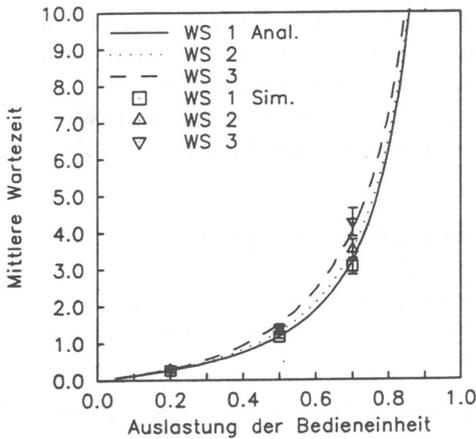


Bild 6.16: D-Kanal-Zugriffsverfahren: niedrige Prioritätsklasse, symmetrische Auslastung

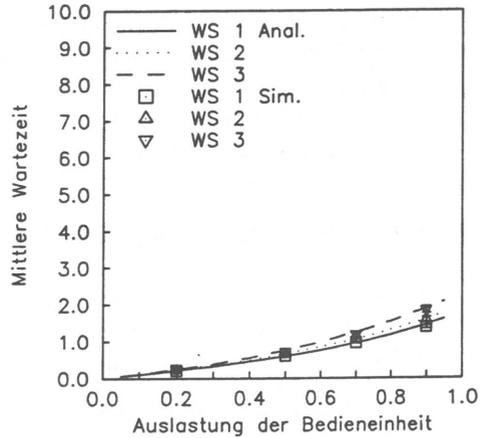


Bild 6.17: D-Kanal-Zugriffsverfahren: hohe Prioritätsklasse, symmetrische Auslastung

Bild 6.11 zeigt das Verhalten für eine Prioritätsklasse und vollkommen symmetrische Auslastung. Es zeigt sich deutlich eine Priorisierung der Warteschlangen mit niedrigen Adressen. Dieser Effekt wird im interessierenden Lastbereich bis etwa 70% sehr präzise durch die Analyse charakterisiert. Im Hochlastbereich wird der Priorisierungseffekt allerdings unterschätzt. Dies liegt daran, daß dort die mittlere Restzykluszeit vorwiegend über das zweite Moment der Zykluszeit berechnet wird, das in der Realität auch im Fall von vollständig symmetrischer Auslastung abhängig vom betrachteten Strom ist. Dies konnte aber in der Analyse nicht ausgedrückt werden.

Die Bilder 6.12 und 6.13 zeigen das Verhalten für unterschiedliche Ankunftsraten bei gleichen mittleren Bedienzeiten. In Bild 6.12 hat die Warteschlange mit der kleinsten Ordnungsnummer die niedrigste Ankunftsrate, in Bild 6.13 dagegen die höchste. Es wird deutlich, daß mit Ausnahme von sehr kleinen Auslastungen die Unterschiede in den Ankunftsraten sich viel stärker auswirken als der adressenabhängige Priorisierungseffekt.

Die Bilder 6.14 und 6.15 zeigen das Verhalten bei gleicher Ankunftsrate in alle Warteschlangen und unterschiedlichen mittleren Bedienzeiten. In Bild 6.14 hat die Warteschlange mit der kleinsten Ordnungsnummer die niedrigste Bedienzeitanforderung, in Bild 6.15 dagegen die höchste. Wiederum wird das Verhalten sehr stark von den Unterschieden in der Auslastung beeinflusst, wobei ähnlich wie beim Prioritätspollingsystem die Unterschiede durch die Analyse überschätzt werden.

Die Bilder 6.16 und 6.17 enthalten schließlich die Ergebnisse für zwei Prioritätsklassen.

Die Auslastungen teilen sich gleichmäßig auf die beiden Klassen auf, und es werden für alle beteiligten Ströme identische Ankunftsprozesse angenommen. Bild 6.16 repräsentiert die niedrige Prioritätsklasse und Bild 6.17 die hohe. Hauptsächlich wird das Verhalten vom klassenabhängigen Prioritätseffekt bestimmt, aber der Effekt der adressabhängigen Priorisierung innerhalb einer Klasse kommt ebenfalls deutlich zum Ausdruck.

### 6.1.4 Zugangsverzögerung bei endlicher Fenstergröße

Die Funktionsweise der Flußsteuerung durch eine endliche Fenstergröße und die Abbildung auf ein  $M/G/1-\infty$ -System mit unterteiltem Warteraum (vgl. Bild 4.8) wurde bereits im Abschnitt 4.5.2 ausführlich behandelt.

Der Zweck dieses Abschnittes soll sein, die mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange nach Bild 4.8 approximativ zu bestimmen, wenn die ersten beiden Momente der Bedienzeitverteilungsfunktion gegeben sind.

Dazu ist es notwendig, daß die Zustandswahrscheinlichkeiten des Systems bestimmt werden, wobei der Zustand des Systems durch die Anzahl der darin enthaltenen Anforderungen charakterisiert sei. Diese Zustandswahrscheinlichkeiten können allerdings unter den gegebenen Randbedingungen nur näherungsweise bestimmt werden, da sie von allen Momenten der Bedienzeitverteilungsfunktion abhängen [65].

#### 6.1.4.1 Näherungsweise Bestimmung der Zustandswahrscheinlichkeiten im $M/G/1-\infty$ -System

Es soll zunächst die mittlere Dauer  $t_k$  bestimmt werden, die eine beliebige Anforderung auf dem Warteplatz mit der Ordnungsnummer  $k$  verbringt. Die Bedieneinheit habe in diesem Zusammenhang die Ordnungsnummer 0.

Mit der Wahrscheinlichkeit  $p_k$ <sup>5</sup>, daß sie beim Eintreffen direkt in den Warteplatz  $k$  fällt, verbringt sie dort die mittlere Restbedienzeit  $r_k$  der gerade in Bearbeitung befindlichen Anforderung. Fällt sie beim Eintreffen in einen Warteplatz mit höherer Ordnungsnummer, verbringt sie im Mittel auf dem Warteplatz  $k$  die mittlere Bedienzeit. Fällt sie in einen Warteplatz mit geringerer Ordnungsnummer, verbringt sie keine Zeit auf dem Warteplatz  $k$ . Daraus folgt:

$$t_k = p_k r_k + h \sum_{i=k+1}^{\infty} p_i = p_k r_k + h \left( 1 - \sum_{i=0}^k p_i \right) \quad (6.58)$$

---

<sup>5</sup>wegen der Eigenschaft, daß Ankünfte aus einem Poisson-Ankunftsprozeß zeitliche Mittelwerte antreffen („PASTA“ – Poisson-Arrivals See Time Averages [99]) können hier die Antreffwahrscheinlichkeiten mit den Zustandswahrscheinlichkeiten gleichgesetzt werden.

Die Auslastung  $\varrho_k$  des Warteplatzes  $k$  ist dann

$$\varrho_k = \lambda t_k = \lambda p_k r_k + \varrho \left( 1 - \sum_{i=0}^k p_i \right) \quad (6.59)$$

$\varrho_k$  ist gleichzeitig die Wahrscheinlichkeit, daß mindestens  $k + 1$  Anforderungen im System sind, also

$$\varrho_k = \sum_{i=k+1}^{\infty} p_i = 1 - \sum_{i=0}^k p_i \quad (6.60)$$

Damit ist

$$p_k = \varrho_{k-1} - \varrho_k = \lambda p_{k-1} r_{k-1} - \lambda p_k r_k + \varrho p_k \quad (6.61)$$

Aufgelöst nach  $p_k$ :

$$p_k = \frac{\lambda p_{k-1} r_{k-1}}{1 - \varrho + \lambda r_k} \quad (6.62)$$

Damit kann  $p_k$  rekursiv entwickelt werden. Bekanntlich ist  $p_0 = 1 - \varrho$ . Dann gilt

$$p_k = \frac{(1 - \varrho) \lambda^k \prod_{i=0}^{k-1} r_i}{\prod_{i=1}^k (1 - \varrho + \lambda r_i)} \quad (6.63)$$

Bis zu dieser Stelle wurde noch keine Approximation eingeführt. Unbekannt sind aber im allgemeinen die zustandsabhängigen Restbedienzeiten  $r_k$ . Nähert man diese durch die mittlere Vorwärtsrekurrenzzzeit an, also

$$r_k \approx \begin{cases} h & \text{für } k = 0 \\ \frac{h^{(2)}}{2h} & \text{für } k > 0 \end{cases} \quad (6.64)$$

kommt man nach einigen algebraischen Umformungen zu

$$p_k \approx \begin{cases} 1 - \varrho & \text{für } k = 0 \\ \frac{2(1 - \varrho)}{1 + c_H^2} \cdot \left( \frac{\varrho(1 + c_H^2)}{2 - \varrho(1 - c_H^2)} \right)^k & \text{für } k > 0 \end{cases} \quad (6.65)$$

Diese Zustandswahrscheinlichkeiten haben eine Anzahl von Eigenschaften, die wiederum helfen, den Fehler zu begrenzen:

1. Sie sind exakt für das System M/M/1- $\infty$ , da dort die Restbedienzeiten aufgrund der Gedächtnisfreiheit der Bedienzeitverteilungsfunktion zustandsunabhängig sind.
2. Sie erfüllen die Normierungsbedingung.
3. Sie liefern die exakte mittlere Wartezeit im M/G/1- $\infty$ -System.

Als interessantes Nebenergebnis bleibt noch festzuhalten, daß sich, falls die Zustandswahrscheinlichkeiten exakt bekannt sind, die zustandsabhängigen Restbedienzeiten exakt berechnen lassen. Mit den Gleichungen 6.59, 6.60 existieren zwei unterschiedliche Charakterisierungen für  $\rho_k$ . Eliminiert man  $\rho_k$  daraus, so erhält man

$$r_k = (1 - \rho) \cdot \frac{1 - \sum_{k=0}^k p_i}{\lambda p_k} \quad (6.66)$$

Diese Beziehung wurde vor nicht allzu langer Zeit von Mandelbaum und Yechiali [73] auf andere Weise hergeleitet.

### 6.1.4.2 Mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange

Um die mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange zu bestimmen, soll zunächst die erzeugende Funktion der Anzahl von Anforderungen in der Zugangswarteschlange berechnet werden:

$$G(z) = \sum_{i=0}^W p_i z^i + \sum_{i=W+1}^{\infty} p_i z^{i-W} \quad (6.67)$$

Hiermit wird ausgedrückt, daß sich keine Anforderungen in der Zugangswarteschlange befinden können, solange sich weniger als  $W + 1$  Anforderungen im System befinden. Befinden sich mindestens  $W + 1$  Anforderungen im System, sind davon genau  $W$  weniger in der Zugangswarteschlange. Mit den Zustandswahrscheinlichkeiten aus Gleichung 6.65 erhält man dann

$$\begin{aligned} G(z) &\approx 1 - \rho + b \left( \sum_{i=1}^W a^i + \sum_{i=W+1}^{\infty} a^i z^{i-W} \right) \\ &= 1 - \rho + b \left( \frac{a(a^W - 1)}{a - 1} + \frac{a^{W+1} z}{1 - az} \right) \end{aligned} \quad (6.68)$$

mit

$$a = \frac{\rho(1 + c_H^2)}{2 - \rho(1 - c_H^2)} \quad (6.69)$$

$$b = \frac{2(1 - \rho)}{1 + c_H^2} \quad (6.70)$$

Bildet man die erste Ableitung  $G'(1)$ , so erhält man die mittlere Warteschlangenlänge  $\Omega$  und die mittlere Wartezeit

$$t_w = \frac{\Omega}{\lambda} = \frac{h}{1 - \rho} \frac{\left( \frac{\rho}{2}(1 + c_H^2) \right)^W}{\left( 1 - \frac{\rho}{2}(1 - c_H^2) \right)^{W-1}} \quad (6.71)$$

Es kann leicht gezeigt werden, daß Gleichung 6.71 für das System  $M/M/1-\infty$  mit beliebigem  $W$  und  $M/G/1-\infty$  mit  $W = 1$  exakte Ergebnisse liefert.

Die Bilder 6.18 und 6.19 zeigen die Zuverlässigkeit der Approximation für zwei unterschiedliche gebräuchliche Fenstergrößen und unterschiedliche Bedienzeitverteilungsfunktionen. Dargestellt sind die auf die mittlere Bedienzeit normierten mittleren Wartezeiten in der Zugangswarteschlange über der Auslastung der Bedieneinheit. Die Kurven zeigen das analytisch gewonnene Ergebnis. Die einzelnen Punkte wurden durch Simulation erhalten. Sie sind zusätzlich noch mit ihren 95%-Vertrauensintervallen versehen. Alle Kurven zeigen über den ganzen Bereich eine außerordentlich gute Übereinstimmung mit der Simulation. Ein interessanter Effekt ist der unterschiedlich starke Anstieg der Kurven für verschiedene Fenstergrößen. Je größer die Fenstergröße, desto flacher verlaufen die Kurven in niedrigen Lastbereichen, steigen aber für hohe Last umso steiler an.

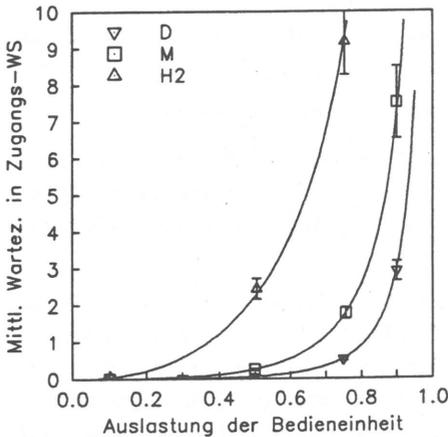


Bild 6.18: Fenstergröße: 3

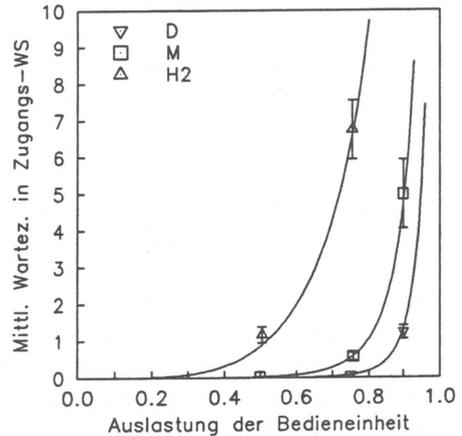


Bild 6.19: Fenstergröße: 7

## 6.2 Signalisierverzögerungen am Basisanschluß bei Berücksichtigung konkreter Implementierungen

### 6.2.1 Allgemeines

Der Hauptzweck des D-Kanals ist die Übermittlung von Signalisierinformationen für die Verbindungssteuerung und die Inanspruchnahme von zusätzlichen Dienstmerkmalen. Für jeden Signalisiervorgang läßt sich aufgrund der Empfehlung I.451 [28] ein Szenario

von Schicht-3-Informationseinheiten konstruieren. Da für Signalisierinformationen in der Schicht 2 eine Fenstergröße von 1 vorgeschrieben ist, läßt sich aus dem Schicht-3-Szenario sehr leicht ein zugehöriges Szenario von Schicht-2-Informationseinheiten ableiten. Bild 4.4 zeigt beispielhaft einen Verbindungsaufbau, wie er beim Dienst „Fernsprechen“ auftritt. Im Abschnitt 4.2 ist dieses Szenario genauer beschrieben.

Alle Signalisierungsverzögerungen setzen sich gemäß dem Schicht-2-Szenario zusammen aus

1. den Übertragungszeiten der einzelnen Schicht-2-Rahmen (Die Länge und damit die Übertragungszeit der I-Rahmen ergibt sich aus der Schicht-3-Protokollspezifikation I.451 [28]),
2. den physikalischen Kanallaufzeiten, die allerdings in diesem Zusammenhang vernachlässigt werden können,
3. den Bearbeitungszeiten in den Prozessoren und den Hardwarebausteinen, die das Schicht-2-Protokoll abwickeln,
4. den Wartezeiten beim Kanalzugriff und vor den Verarbeitungseinheiten.

Während die Übertragungs- und Bearbeitungszeiten durch die Empfehlungen gegeben sind, bzw. durch Messungen an realen Implementierungen oder Schätzungen ermittelt werden können, müssen die Wartezeiten aufgrund der Verkehrscharakteristika der paketierten Nutzdaten und Signalisierinformationen bestimmt werden.

Vor allem beim Schicht-2-Prozessor auf der Vermittlungsseite findet man verhältnismäßig komplizierte Prozessormodelle (siehe z.B. [50,51,52], Bild 4.9), für die die gängigen Analyseverfahren meist nur die mittleren Wartezeiten bei Poisson-Ankünften der Anforderungen liefern. Aus diesem Grund können auch die Signalisierverzögerungen nur nach ihrem Mittelwert berechnet werden. Neben dem Mittelwert ist in den Anwendungen allerdings häufig die Grenze der entsprechenden Signalisierverzögerung von Interesse, unter der beispielsweise 95% aller Realisierungen dieser Zeit liegen, also der Zeitwert, für den die Verteilungsfunktion den Wert 0,95 besitzt. Dieser Wert kann durch eine solche Analyse praktisch nicht ermittelt werden. Für diese Fragestellung sollte stattdessen die Simulation eingesetzt werden. Trotzdem ist die Analyse der Mittelwerte wichtig, da dadurch schnell der Einfluß von unterschiedlichen Parametern bestimmt werden kann.

Für die Berechnung der Signalisierverzögerungen soll das Warteschlangenmodell nach Bild 4.9 zugrundegelegt werden. Es ist im Abschnitt 4.6.2 detailliert beschrieben.

Für die Analyse sowohl des D-Kanal-Zugriffsverfahrens als auch des Schicht-2-Prozessors wird das in Abschnitt 6.1.2 entwickelte Verfahren für das Prioritätspollingsystem angewandt. Dies setzt allerdings voraus, daß im Prozessor keine Umschaltzeiten zwischen der

Abfertigung der einzelnen Warteschlangen betrachtet, bzw. diese näherungsweise in die Bedienzeiten eingerechnet werden.

### **6.2.2 Szenarien, bei denen ein Endgerät beteiligt ist**

Für Szenarien, die nur ein Endgerät betreffen, was bei den meisten Szenarien der Fall ist, können die Ankunftsprozesse der einzelnen Schicht-2-Rahmen in die beteiligten Warteschlangen mit sehr guter Näherung als Poisson-Prozesse betrachtet werden. Der Grund dafür liegt darin, daß die Signalisierinformationen im allgemeinen eine wesentlich geringere Ankunftsrate besitzen als Nutzinformationen. Daraus resultiert, daß eine eintreffende Signalisierinformation ein Teilsystem zu zufälligen Zeiten antrifft, da aufgrund der Dynamikunterschiede der Ankunftsprozesse das Verhalten des Teilsystems von den Nutzdaten bestimmt wird.

Auch wenn mehrere Endgeräte auf dem selben D-Kanal ihre Signalisiervorgänge abwickeln, tun sie dies unabhängig voneinander, was die Poisson-Annahme noch verbessert. Diese Unabhängigkeit gilt erst recht für Endgeräte an verschiedenen Basisanschlüssen.

Der Ankunftsprozeß der paketierten Nutzdaten kann ebenfalls näherungsweise als Poisson-Prozeß betrachtet werden, wobei die Variabilität dessen Ankunftsabstandes sich auch praktisch nicht auf das Ergebnis auswirkt.

Mit diesen Voraussetzungen lassen sich alle interessierenden Verzugszeiten mit Hilfe eines einfachen Dekompositionsansatzes berechnen, bei dem generell alle betrachteten Ankunftsprozesse die negativ-exponentielle Ankunftsabstandsverteilungsfunktion besitzen.

### **6.2.3 Szenarien, bei denen mehrere Endgeräte beteiligt sind**

Für den Fall einer ankommenden Verbindung, die von mehreren Endgeräten angenommen werden kann, treten die Ankünfte von Signalisierinformationen, wie aus Bild 4.4 ersichtlich ist, nicht mehr unabhängig voneinander auf. Damit ist für diese Ankünfte die Poisson-Annahme nicht mehr gerechtfertigt. Nimmt man an, daß auf die SETUP-Meldung alle Endgeräte gleich schnell reagieren, entsteht zunächst eine Gruppenankunft von SABM-Rahmen. Der Ankunftsprozeß dieser Rahmen am Schicht-2-Prozessor ergibt sich dann als Ausgangsprozeß aus der Übertragungsphase. Dieser läßt sich noch leicht beschreiben: zwischen je zwei Rahmenanfängen vergeht genau die Übertragungszeit eines Rahmens, da diese direkt hintereinander übertragen werden. Nun hängt es von einer Vielzahl von Parametern ab, ob diese Rahmen unmittelbar nacheinander im Schicht-2-Prozessor abgefertigt werden, oder ob dazwischen andere Informationen bearbeitet werden. Damit entsteht also aus einer ursprünglichen Gruppenankunft ein Prozeß, der sich zunehmend schwieriger beschreiben

läßt, aber keinesfalls mehr als Poisson-Prozeß betrachtet werden darf. Auch sind eventuelle Unabhängigkeitsannahmen für aufeinanderfolgende Schicht-2-Rahmen nicht mehr gerechtfertigt, da diese mit großer Wahrscheinlichkeit aus der selben Gruppenankunft stammen.

Ein für eine bestimmte Realisierung entwickeltes Rechenverfahren muß deshalb in jedem Fall durch sehr umfangreiche Simulationsstudien verifiziert werden. Damit ist aber ein solches analytisches Verfahren in der Praxis nur noch von sehr begrenztem Wert.

In der Realität werden Konfigurationen, bei denen mehrere Endgeräte den gleichen Dienst an einem Basisanschluß realisieren, allerdings relativ selten auftreten. Ferner ist es zumindestens im Bereich der Deutschen Bundespost möglich, durch Nachwahl einer sogenannten Endgeräteauswahlziffer ein bestimmtes Endgerät anzusprechen.

Aus diesen Gründen wurde darauf verzichtet, im Rahmen dieser Arbeit ein allgemein anwendbares Rechenverfahren für diesen Zweck zu entwickeln.

## 6.2.4 Exemplarische Ergebnisse

Das in Abschnitt 6.2.2 entwickelte Verfahren hat sich als sehr zuverlässig erwiesen. Statt die Verifikation durch Simulationsergebnisse an dieser Stelle zu demonstrieren, soll versucht werden, einige wichtige Ergebnisse darzustellen.

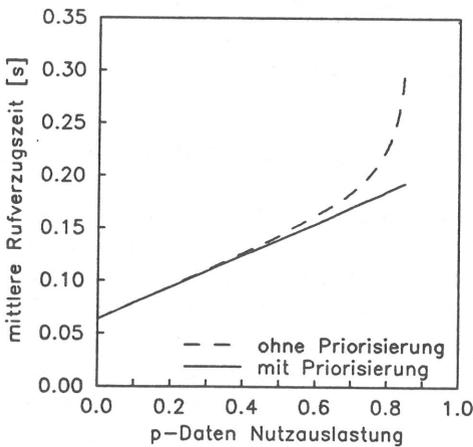


Bild 6.20: Mittlere Rufverzugszeit für 64 byte mittlere Informationsfeldlänge und 4 Basisanschlüsse

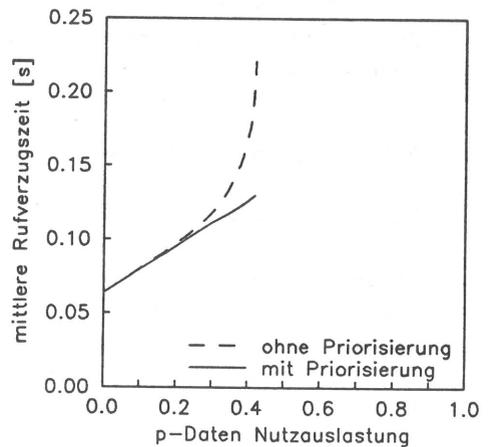


Bild 6.21: Mittlere Rufverzugszeit für 64 byte mittlere Informationsfeldlänge und 8 Basisanschlüsse

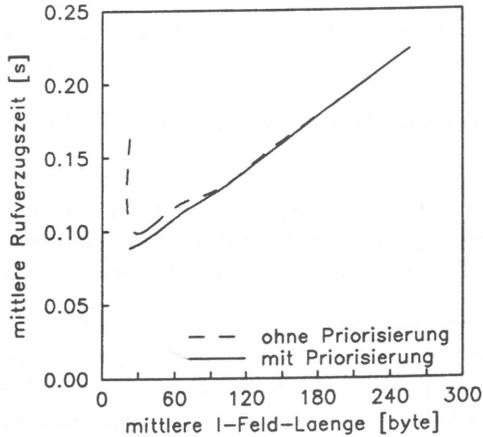


Bild 6.22: Mittlere Rufverzugszeit für 30% Nutzdatenauslastung und 4 Basisanschlüsse

Die Bilder 6.20 bis 6.22 zeigen die Rufverzugszeit für ankommende Rufe, wenn auf diesen Ruf genau ein Endgerät antwortet. Es wurden identische Verkehrswerte für alle von einem ET-Schicht-2-Prozessor bedienten Teilnehmeranschlußleitungen angenommen. Für diesen Prozessor wurde ebenfalls untersucht, wie sich eine fehlende Priorisierung der Signalisierdaten auswirken würde. Diese Ergebnisse sind mit gestrichelten Kurven angedeutet. Im Einzelnen wurden folgende Parameter zugrunde gelegt:

- *Ankunftsrate* der Schicht-3-Signalisiermeldungen von 0,1/s pro Basisanschluß
- negativ-exponentiell verteilte *Informationsfeldlängen* der Schicht-3-Signalisiermeldungen für die Wartezeitberechnung mit einem Mittelwert von 20 byte<sup>6</sup>
- *Informationsfeldlängen* nach I.451 für die Berechnung der Dauern eines Szenarios
- konstante *Schicht-3-Bearbeitungszeit* von 5 ms für TE und ET
- konstante *Schicht-2-Bearbeitungszeiten* für TE und ET, und zwar
  - 4 ms für Empfang eines I-Rahmens und darauffolgendes Senden eines S-Rahmens
  - 3 ms für Senden eines I-Rahmens
  - 2 ms für Empfang eines S-Rahmens
- jeder I-Rahmen wird durch einen S-Rahmen quittiert
- vernachlässigbare Fehlerwahrscheinlichkeiten

<sup>6</sup>In die Warteseiten geht die Ankunftsrate und die Übertragungszeit- bzw. Bedienzeitverteilung für s-Daten mit ein. Diese Parameter müssen für diesen Zweck abgeschätzt werden.

- negativ-exponentiell verteilte *Informationsfeldlängen* für p-Daten, wobei der Mittelwert eine Variable ist
- 4 bzw. 8 Teilnehmeranschlußleitungen, die von einem Schicht-2-Prozessor bedient werden

Bild 6.20 stellt die Rufverzugszeit über der Nutzauslastung an p-Daten pro Basisanschluß dar, wobei eine mittlere Informationsfeldlänge der p-Daten von 64 byte angenommen wurde. Der Schicht-2-Prozessor bedient 4 Teilnehmeranschlußleitungen

Bild 6.21 unterscheidet sich von Bild 6.20 nur durch die höhere Anzahl von 8 bedienten Teilnehmeranschlußleitungen. Oberhalb von 42% p-Daten-Nutzauslastung ist hier der Prozessor bereits in der Sättigung. Für beide Bilder läßt sich im Hochlastbereich der Effekt der Priorisierung der s-Daten sehr gut zeigen. Ohne Priorisierung steigt die Rufverzugszeit dort steil an, während sie mit Priorisierung über den ganzen Lastbereich praktisch linear anwächst.

In Bild 6.22 ist die Abhängigkeit der Rufverzugszeit von der mittleren Informationsfeldlänge der p-Daten dargestellt, wobei eine konstante Nutzauslastung von 30% pro Basisanschluß bei 4 bedienten Teilnehmeranschlußleitungen angenommen wurde. Ohne Priorisierung zeigt sich im Bereich sehr kleiner Informationsfeldlängen ein sehr hoher Wert, der mit zunehmender Länge zunächst relativ steil abfällt, um danach wieder allmählich anzusteigen. Dieser Effekt ist folgendermaßen zu erklären: bei gegebener Nutzauslastung bedeutet eine kurze I-Feld-Länge eine hohe Ankunftsrate von I-Rahmen und von Quittungen, die als S-Rahmen übertragen werden. Da die Schicht-2-Bearbeitungszeiten auch in der Realität praktisch nicht von der Rahmenlänge abhängen, bedeutet dies eine hohe Last für den Prozessor und es treten entsprechend hohe Wartezeiten auf. Mit steigender I-Feld-Länge und damit abnehmender Ankunftsrate verschwinden diese Wartezeiten vor dem Prozessor. Dafür wachsen aber die Wartezeiten beim Kanalzugriff, denn wenn eine Signalisiernachricht einen p-Daten-Rahmen trifft, muß sie dessen Restbedienzeit abwarten, die umso größer wird, je größer die Rahmenlänge ist. Werden die s-Daten im Schicht-2-Prozessor priorisiert, tritt der Effekt der hohen Wartezeiten bei kurzen Rahmenlängen praktisch nicht auf.

Es kann argumentiert werden, daß sich innerhalb realistischer Lastbereiche die Priorisierung im Prozessor nicht auswirkt und man daher auf den Zusatzaufwand verzichten könnte, diese einzuführen. Man sieht aber in den diskutierten Bildern deutlich, daß man in jedem Fall aufgrund der Priorisierung auf der „sicheren Seite“ liegt. Da Voraussagen über das Verkehrsverhalten des ISDN-Teilnehmers gegenwärtig noch einen hohen Grad an Unsicherheit besitzen, sollte es anzustreben sein, die Systeme so robust wie möglich gegenüber Schwankungen der Verkehrsparameter zu machen.

## 6.3 Mittlere Durchlaufzeiten bei gemultiplexten Schicht-2-Verbindungen

Auf einem physikalischen Kanal, der durch seine Übertragungsgeschwindigkeit  $\nu$ , Kanallaufzeit  $T_L$  und seine Störcharakteristik beschrieben wird, werden im Vollduplexverfahren Pakete über mehrere ( $n$ ) auf diesem Kanal gemultiplexte Schicht-2-Verbindungen übermittelt. Die Pakete treffen von der Schicht 3 her mit Poisson-Ankunftsprozessen in die Schicht-2-Instanzen ein. Die Ankunftsrate des Paketstromes  $i$  auf der Seite  $\sigma$  sei  $\lambda_{i,\sigma}$ ,  $i = 1 \dots n$ ,  $\sigma = [\text{TE}, \text{ET}]$ .

Die Pakete seien charakterisiert durch ihre Informationsfeldlängen  $L_{i,\sigma}$ , die beliebig verteilt sein mögen.

Jede Schicht-2-Verbindung sei gekennzeichnet durch die maximale Fenstergröße  $W_{i,\sigma}$  und die Laufzeit  $T_{\text{out},i,\sigma}$  des Überwachungstimers.

Gesucht sei die mittlere Durchlaufzeit eines Pakets vom Eintreffen in der sendenden Schicht-2-Instanz, bis es erfolgreich übertragen die empfangende Instanz verläßt. Dabei sollen alle oben erwähnten Parameter berücksichtigt werden.

### 6.3.1 Modell

Um für die betrachtete Analyse die Komplexität handhabbar und beschreibbar zu halten, wurde das zugrundeliegende Modell gegenüber dem vollständigen Simulationsmodell für den Teilnehmerzugang, wie in Bild 6.23 gezeigt, vereinfacht. Wie aus der nachfolgenden Analyse allerdings auch hervorgeht, ist diese durchaus auch für komplexere Modelle anwendbar, wobei sich sogar – ein Merkmal der dabei eingesetzten Dekompositionsmethode – die Approximationsgenauigkeit mit der Größe des Modells erhöhen dürfte. Die zu übertragenden Pakete treffen auf jeder Seite in den Zugangswarteschlangen ein. Die Protokollinstanz (LAP) trägt sie dann, wenn es der aktuelle Zustand erlaubt, entweder in eine stationsindividuelle Warteschlange ein, die nach Art einer zyklischen Pollingstrategie bearbeitet wird (siehe Abschnitt 4.3.4), wenn dies auf der TE-Seite geschieht, oder auf der ET-Seite in eine gemeinsame Warteschlange vor dem Kanal.

Die Kanäle sind charakterisiert durch die Übertragungszeit  $T_{\bar{u}}$ , die die Rahmen zur Übertragung benötigen, die Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $p_{\text{Bit}}$  und die physikalische Kanallaufzeit  $T_L$ . Die Protokollbearbeitung in den Instanzen wird als zeitlos betrachtet. Die hierfür in Frage kommenden Bearbeitungszeiten werden in die Kanallaufzeiten eingerechnet. Ferner wurden die Protokollinstanzen auch auf der ET-Seite so modelliert, als ob jede von einem einzelnen Prozessor bearbeitet würde. Dies kann damit begründet werden, daß

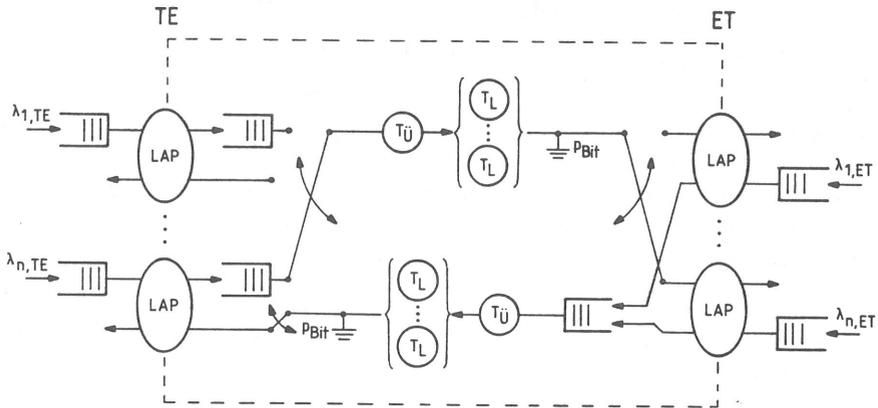


Bild 6.23: Vereinfachtes Modell für gemultiplexte Schicht-2-Verbindungen

in absehbarer Zeit Bausteine verfügbar sein werden, die ein Schicht-2-Protokoll mit anderen Fenstergrößen als „1“ abwickeln können.

### 6.3.2 Fehlerwahrscheinlichkeiten

Es soll angenommen werden, daß die Störungen auf dem Kanal in Form von unabhängigen Einzelbitfehlern auftreten, deren zeitlicher Abstand negativ-exponentiell mit Mittelwert  $1/t_E$  verteilt sei. Ein Rahmen ist dann gestört, wenn mindestens ein Fehler darin aufgetreten ist.

Aufgrund der Gedächtnisfreiheit der negativ-exponentiellen Verteilung gilt dann für die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit  $p_{F,i,\sigma}$

$$\begin{aligned}
 p_{F,i,\sigma} &= P\{T_E < T_{\bar{u},i,\sigma}\} \\
 &= \int_0^{\infty} (1 - e^{-t/t_E}) f_{\bar{u},i,\sigma}(t) dt \\
 &= 1 - \Phi_{\bar{u},i,\sigma}(1/t_E)
 \end{aligned}
 \tag{6.72}$$

wobei  $T_{\bar{u},i,\sigma}$  die Übertragungszeit eines Rahmens, bestehend aus 64 Bit für Steuerungszwecke und bei I-Rahmen zuzüglich der Informationsfeldlänge  $L_{i,\sigma}$ , darstellt. Wenn die Informationsfeldlängenverteilungsfunktion nur nach 2 Momenten gegeben ist, muß sie durch geeignete Verteilungsfunktionen angenähert werden.

Analog dazu läßt sich die Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $p_{Bit}$  berechnen:

$$p_{Bit} = 1 - e^{-1/(\nu t_E)}
 \tag{6.73}$$

Bei einer konstanten Übertragungszeit  $t_{ü,i,\sigma}$  eines Rahmens ergibt sich für die Blockfehlerwahrscheinlichkeit

$$p_{F,i,\sigma} = 1 - e^{-\frac{t_{ü,i,\sigma}}{t_B}} = 1 - (1 - p_{Bit})^{t_{ü,i,\sigma}} \quad (6.74)$$

also bei steigender Übertragungszeit ein exponentielles Abfallen der Wahrscheinlichkeit, daß ein Rahmen nicht gestört wird. Das bedeutet, daß lange Rahmen überproportional häufiger gestört werden als kurze. Daraus läßt sich dann entnehmen, daß S-Rahmen mit 64 Bit Länge wesentlich seltener gestört werden als I-Rahmen, die praktisch immer signifikant länger als S-Rahmen sind. Diese Tatsache wird verwendet, um die folgende Analyse zu vereinfachen, indem angenommen wird, daß S-Rahmen grundsätzlich nicht gestört werden.

Einzelbitstörungen, wie sie hier angenommen werden, treten in der Realität relativ selten auf. Die Störungen erscheinen dort meist in Form von Büschelstörungen, d.h. mehrere benachbarte Bits sind von einer Störung betroffen. Da aber bereits bei einem gestörten Bit ein ganzer Rahmen gestört ist, haben weitere Störungen keine Auswirkung mehr. Bei gegebener Bitfehlerwahrscheinlichkeit ist die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit deshalb umso geringer, je stärker die Störabstände streuen, d.h. je büschelförmiger die Störungen auftreten. Der Fall von unabhängigen Einzelbitfehlern stellt damit also den ungünstigsten Fall dar.

### 6.3.3 Ankunftsrate der Schicht-2-Rahmen

Bedingt durch die vom Schicht-2-Protokoll vorgeschriebenen Quittierungs- und Wiederholungsmechanismen stellt sich ein zusätzliches Angebot an S-Rahmen und eine gegenüber der Ankunftsrate von Schicht-3-Dateneinheiten erhöhte Ankunftsrate von I-Rahmen ein.

#### 6.3.3.1 Erhöhung der Ankunftsrate der I-Rahmen

Es soll hier angenommen werden, daß der erste, einen bestimmten I-Rahmen betreffende Fehler, durch Reihenfolgeverletzung erkannt wird, falls nicht alle  $W - 1$  folgenden Rahmen gestört sind. Sind auch diese gestört, wird der Fehler durch Timeout erkannt. Es soll vernachlässigt werden, daß nach dem Erkennen der Reihenfolgeverletzung unter Umständen noch weitere I-Rahmen gesendet werden, die beim Empfänger verworfen werden. Als Folge der Fehlerkorrektur wird der betrachtete I-Rahmen danach zum zweitenmal gesendet.

Wird er wieder gestört, wird dieser Fehler durch Timeout-Recovery behoben. Bis der Timer abläuft, können im Mittel  $y = \min(W - 1, \lambda_{i,\sigma} t_{out,i,\sigma})$  weitere I-Rahmen übertragen werden. Bild 6.24 zeigt die zugrundeliegenden Verhältnisse. Ein Kreis deutet die Übertragung des betrachteten I-Rahmens an, ein Kreuz die von anderen I-Rahmen. Es wird davon ausgegangen, daß ein gestörter I-Rahmen beliebig oft wiederholt werden kann. Dies steht

allerdings im Gegensatz zu realen Implementierungen, wo die Anzahl der Wiederholungen begrenzt ist, um gegebenenfalls den Ausfall einer Übertragungsstrecke zu erkennen. Bei einem funktionierenden System wird aber die Wahrscheinlichkeit für das mehrmalige Wiederholen sehr klein, und deshalb treten praktisch keine Verfälschungen des Ergebnisses auf.

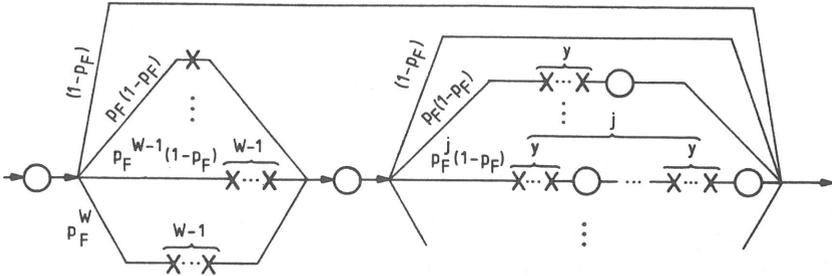


Bild 6.24: Zusätzlich übertragene I-Rahmen

Damit kann für die erhöhte Ankunftsrate  $\lambda_{i,\sigma}^+$  angesetzt werden (die Indizes  $i$  und  $\sigma$  sind der Übersichtlichkeit halber weggelassen worden):

$$\begin{aligned}
 \lambda^+ &\approx \lambda \left\{ 1 + p_F \left[ (1 - p_F) \sum_{j=0}^{W-2} p_F^j (j + 1) + p_F^{W-1} (W - 1) + 1 \right. \right. \\
 &\quad \left. \left. + (1 - p_F) \sum_{j=1}^{\infty} p_F^j j (1 + \min(W - 1, \lambda t_{out})) \right] \right\} \\
 &= \lambda \left( 1 + p_F \frac{2 - p_F^{W-1} + p_F \min(W - 1, \lambda t_{out})}{1 - p_F} \right) \tag{6.75}
 \end{aligned}$$

### 6.3.3.2 Ankunftsrate der S-Rahmen

Es soll angenommen werden, daß kein sogenanntes „Huckepack“- (Piggybacking)-Verfahren<sup>7</sup> durchgeführt wird und jeder I-Rahmen einzeln quittiert wird. Damit wird für jeden richtig empfangenen I-Rahmen ein S-Rahmen als Quittung erzeugt. Ferner erzeugt jede Reject-Recovery und jede Timeout-Recovery einen S-Rahmen. Jede Timeout-Recovery bewirkt auch in der Gegenrichtung die Übertragung eines S-Rahmens.

Der Einfachheit halber soll in diesem Zusammenhang angenommen werden, daß der erste Fehler, der einen Rahmen betrifft, mit Reject-Recovery behoben wird und alle weiteren

<sup>7</sup>Quittierung mittels I-Rahmen

mit Timeout-Recovery. Dann kann geschrieben werden:

$$\begin{aligned} \lambda_{i,\sigma}^S &= \lambda_{i,\sigma'} \left( 1 + p_{F,i,\sigma'} + p_{F,i,\sigma'}^2 \sum_{j=0}^{\infty} p_{F,i,\sigma'}^j \right) + \lambda_{i,\sigma} p_{F,i,\sigma}^2 \sum_{j=0}^{\infty} p_{F,i,\sigma}^j \\ &= \frac{\lambda_{i,\sigma'}}{1 - p_{F,i,\sigma'}} + \frac{\lambda_{i,\sigma} p_{F,i,\sigma}^2}{1 - p_{F,i,\sigma}} \end{aligned} \quad (6.76)$$

wobei der Index  $\sigma'$  die Gegenseite bezeichnet.

### 6.3.4 Wartezeiten

Eine wesentliche Rolle bei der Beurteilung der Leistungsfähigkeit der behandelten Konfiguration stellen die Wartezeiten in den Warteschneisen beim Kanalzugang dar. Um diese Wartezeiten mit Hilfe der im Abschnitt 4.4.2 beschriebenen Dekompositionsmethode möglichst genau zu bestimmen, ist es nötig, die dabei auftretenden Ankunftsströme nach je zwei Momenten ihrer Ankunftsabstands- und Bedienzeitverteilungsfunktionen (in diesem Fall: Übertragungszeitverteilungsfunktionen) zu bestimmen.

Zu diesem Zweck soll der in jede Richtung fließende Gesamtstrom in drei Kategorien aufgespalten werden:

1. die I-Rahmen, die direkt aus dem jeweiligen Ankunftsstrom von Schicht-3-Dateneinheiten (Paketten) abgeleitet werden,
2. die S-Rahmen, die als Quittungen für die I-Rahmen der ersten Kategorie dienen,
3. die I- und S-Rahmen, die zusätzlich übertragen werden müssen.

Für die Kategorie 1 und 2 sind die Ankunftsrate und die ersten beiden Momente der Bedienzeitverteilungsfunktionen durch die externen Ankunftsprozesse bzw. durch die Tatsache, daß ein Steuerrahmen genau 64 Bit enthält, gegeben. Die Ankunftsrate für die Kategorie 3 ergibt sich aus den Beziehungen für die Ankunftsrate für I- und S-Rahmen im vorigen Abschnitt.

Die ersten beiden Momente der Bedienzeitverteilungsfunktionen für die dritte Kategorie ergeben sich aus den jeweiligen Bedienzeitverteilungsfunktionen deren einzelner Teilströme, gewichtet mit dem relativen Anteil deren Ankunftsrate. Der Ankunftsprozeß dieser dritten Kategorie soll näherungsweise als Poisson-Prozeß betrachtet werden, da er insgesamt einen geringen Anteil am Gesamtstrom darstellt.

Die Variabilität des Ankunftsabstandes für die erste Kategorie ist durch den externen Ankunftsprozeß gegeben. Zunächst kann dieser ebenfalls als Poisson-Prozeß betrachtet werden, aber später soll diese Einschränkung für einen Spezialfall aufgehoben werden.

Durch die Bedingung, daß jeder erfolgreich übertragene I-Rahmen durch einen S-Rahmen quittiert wird, stellt der Ausgangsprozess der ersten Kategorie aus der Gruppe der Laufzeitphasen gleichzeitig mit guter Näherung den Eingangsprozess der zweiten Kategorie für die Gegenrichtung dar. Da das die Laufzeitphasen repräsentierende GI/G/∞-System die Prozesse nur verzögert, ist deren Ausgangsprozess gleichzeitig der Ausgangsprozess der Übertragungsphase. Nimmt man näherungsweise an daß sich der Ausgangsprozess des Pollingsystems nicht wesentlich von dem eines FIFO-Systems mit den gleichen Ankunftsprozessen unterscheidet, kann das im Abschnitt 6.1.1 beschriebene Verfahren auch darauf angewandt werden, und es können die zweiten Momente der interessierenden Ankunftsprozesse iterativ bestimmt werden. Nachdem diese durch Rückkopplung definierten Ankunftsprozesse bestimmt sind, können die Wartezeiten der einzelnen Teilströme gemäß Abschnitt 4.3.2 für die gemeinsame Warteschlange auf der ET-Seite bestimmt werden.

Für das Pollingsystem auf der TE-Seite müssen zunächst die Ankunftsprozesse in die einzelnen Warteschlangen bestimmt werden, wobei dies mit Ausnahme der Ströme der Kategorie 2 keine Schwierigkeit darstellt. Letztere Ströme werden mit Hilfe des zweiten im Abschnitt 6.1.1 beschriebenen Verfahrens zerlegt und auf die einzelnen Warteschlangen verteilt. Bestimmt man die mittlere Wartezeit in dem GI/G/1-System mit einem Eingangsprozess, der sich als Überlagerung aller von dem Polling-System bedienten Eingangsströme und einer Bedienzeitverteilungsfunktion, die sich als gewichtete Summe aller beteiligten Bedienzeitverteilungsfunktionen ergibt, so kann dieser Wert in Gleichung 4.61 eingesetzt werden, und es ergeben sich näherungsweise die warteschlangenindividuellen Wartezeiten. Verwendet man wiederum das Verfahren gemäß Abschnitt 4.3.2 für das Verhältnis der stromindividuellen und der warteschlangenindividuellen Wartezeiten, so können damit näherungsweise alle mittleren Wartezeiten für das Pollingsystem bestimmt werden.

### 6.3.5 Effektive Übertragungszeit

Die effektive Übertragungszeit sei definiert als die Zeit vom Beginn der ersten Übertragung eines Rahmens, bis dieser erfolgreich übertragen ist. Gemäß Abschnitt 4.5.1 besteht diese aus drei Komponenten, die im folgenden Abschnitt bestimmt werden sollen. In diesem Zusammenhang soll nur der Mittelwert der effektiven Übertragungszeit von Interesse sein, für den gilt

$$t_{eff,i,\sigma} = t_{ü,i,\sigma} + p_{F,i,\sigma} t_{1,i,\sigma} + \frac{p_{F,i,\sigma}^2}{1 - p_{F,i,\sigma}} t_{2,i,\sigma} \quad (6.77)$$

### 6.3.5.1 Bestimmung von $t_1$

Vor allem in Bereichen niedriger Ankunftsdaten muß für die Korrektur des ersten Fehlers zwischen zwei Mechanismen unterschieden werden: Reject-Recovery oder Timeout-Recovery. Welcher davon zur Anwendung kommt, hängt davon ab, ob der Timer abläuft, bevor der nächste Rahmen ankommt und zur Übertragung ansteht.

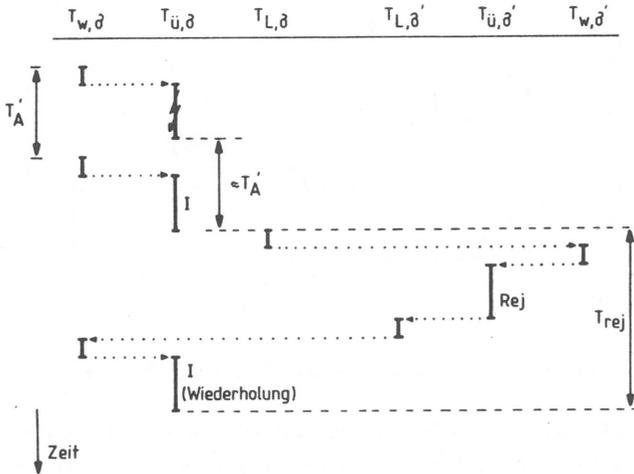


Bild 6.25: Sequenz der Rahmen für Reject-Recovery

Bild 6.25 zeigt die Sequenz der auszutauschenden Rahmen für Reject-Recovery. Es soll die Zeit vom Ende der Übertragung des I-Rahmens, der den Reihenfolgefehler auslöst, bis der nächste wiederholte I-Rahmen abgeschickt ist, als  $T_{rej}$  bezeichnet werden. Diese Zeit besteht aus

- Laufzeit  $T_L$  des I-Rahmens, der den Reihenfolgefehler auslöst
- + Wartezeit des REJ-Rahmens
- + Übertragungszeit des REJ-Rahmens
- + Laufzeit des REJ-Rahmens
- + Wartezeit des wiederholten I-Rahmens
- + Übertragungszeit des wiederholten I-Rahmens.

Die Verhältnisse bei Timeout-Recovery werden von Bild 6.26 dargestellt. Als  $T_{TO}$  soll die Zeit zwischen dem Ende der Übertragung des gestörten I-Rahmens und dem Übertra-

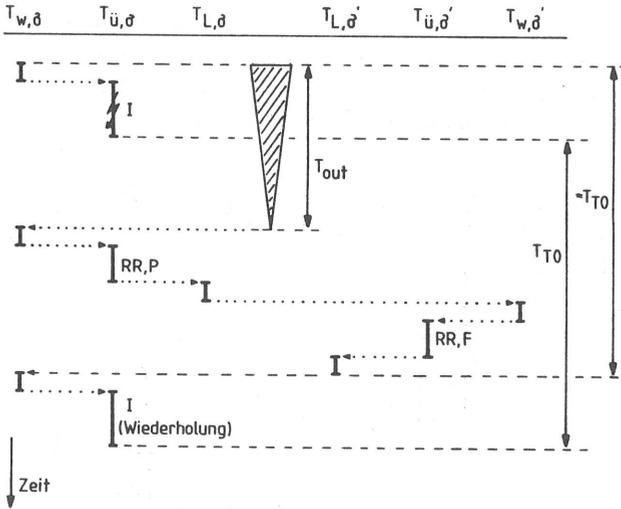


Bild 6.26: Sequenz der Rahmen für Timeout-Recovery

gungsende des nächsten wiederholten I-Rahmens definiert werden. Es wird vorausgesetzt, daß der Timer gestartet wird, wenn der Rahmen in die entsprechende Warteschlange vor dem Kanal eingereicht wird. Damit besteht  $T_{TO}$  aus

- Restlaufzeit des Timers nach dem Übertragungsende des gestörten I-Rahmens
- + Wartezeit des S-Rahmens mit gesetztem Poll-Bit (hier: RR,P)
- + Übertragungszeit des S-Rahmens mit gesetztem Poll-Bit
- + Laufzeit des S-Rahmens mit gesetztem Poll-Bit
- + Wartezeit des S-Rahmens mit gesetztem Final-Bit (hier: RR,F)
- + Übertragungszeit des S-Rahmens mit gesetztem Final-Bit
- + Laufzeit des S-Rahmens mit gesetztem Final-Bit
- + Wartezeit des wiederholten I-Rahmens
- + Übertragungszeit des wiederholten I-Rahmens.

Um die Restlaufzeit des Timers nicht bestimmen zu müssen, wird  $T_{TO}$  so verschoben, daß die Warte- und die Übertragungszeit des gestörten I-Rahmens hinzu- und dafür die Warte- und die Übertragungszeit des wiederholten I-Rahmens weggenommen wird, was

wegen der Erneuerungsannahme für die der Wartezeitberechnung zugrundeliegenden An-  
kunftsprozesse keine Änderung im Ergebnis hervorruft. Damit gilt:

$$t_{rej,i,\sigma} = t_L + t_{w,i,S,\sigma'} + t_{\bar{u},S} + t_L + t_{w,i,I,\sigma} + t_{\bar{u},I,\sigma} \quad (6.78)$$

$$t_{TO} = t_{out,i,\sigma} + t_{w,i,S,\sigma} + t_{\bar{u},S} + t_L + t_{w,i,S,\sigma'} + t_{\bar{u},S} + t_L \quad (6.79)$$

Hierbei ist

$t_{w,i,S,\sigma}$  die Wartezeit für S-Rahmen in Übertragungsrichtung,

$t_{w,i,I,\sigma}$  die Wartezeit für I-Rahmen in Übertragungsrichtung,

$t_{w,i,S,\sigma'}$  die Wartezeit für S-Rahmen in der Gegenrichtung,

$t_{\bar{u},S}$  die Übertragungszeit für S-Rahmen,

$t_{\bar{u},I,\sigma}$  die Übertragungszeit für I-Rahmen.

Die Wahrscheinlichkeit, daß ein Timeout eintritt, bevor ein neuer I-Rahmen zur Über-  
tragung ansteht, sei

$$p_{TO,i,\sigma} = P\{T_{out,i,\sigma} < T_{A,i,\sigma}\} \quad (6.80)$$

Der mittlere Ankunftsabstand  $t'_{A,i,\sigma}$  der I-Rahmen unter der Bedingung, daß der Timer  
nicht vor einem neuen Ankunftsereignis abläuft, ergibt sich zu

$$t'_{A,i,\sigma} = \frac{1}{F_{A,i,\sigma}(t_{out,i,\sigma})} \int_0^{t_{out,i,\sigma}} t \cdot dF_{A,i,\sigma}(t) \quad (6.81)$$

also als Mittelwert der bei  $t_{out,i,\sigma}$  abgeschnittenen Ankunftsabstandsverteilungsfunktion.

Die ursprüngliche Ankunftsabstandsverteilungsfunktion, die im Rahmen dieser Analyse  
nach zwei Momenten gegeben ist, muß dazu durch eine geeignete Verteilung angenähert  
werden.

Damit läßt sich dann für  $t_1$  schreiben (die Indizes  $i$  und  $\sigma$  wurden der Übersichtlichkeit  
halber weggelassen):

$$\begin{aligned} t_1 &= p_{TO} t_{TO} \\ &+ (1 - p_{TO})(1 - p_F)(t'_A + t_{rej}) \\ &+ (1 - p_{TO})p_F p_{TO}(t'_A + t_{TO}) \\ &+ (1 - p_{TO})^2 p_F (1 - p_F)(2t'_A + t_{rej}) \\ &+ (1 - p_{TO})^2 p_F^2 p_{TO}(2t'_A + t_{TO}) \\ &+ (1 - p_{TO})^3 p_F^2 (1 - p_F)(3t'_A + t_{rej}) \\ &\vdots \\ &+ (1 - p_{TO})^{W-1} p_F^{W-2} (1 - p_F)((W-1)t'_A + t_{rej}) \\ &+ (1 - p_{TO})^{W-1} p_F^{W-1} ((W-1)t'_A + t_{TO}) \end{aligned} \quad (6.82)$$

Mit der Abkürzung  $p = (1 - p_{TO})p_F$  läßt sich  $t_1$  darstellen als

$$\begin{aligned}
 t_1 &= p_{TO}t_{TO}(1 + p + p^2 + \dots + p^{W-2}) + p^{W-1}t_{TO} \\
 &+ (1 - p_{TO} - p)t_{rej}(1 + p + p^2 + \dots + p^{W-2}) \\
 &+ (1 - p_{TO} - p)t'_A(1 + 2p + \dots + (W-1)p^{W-2}) \\
 &+ p_{TO}t'_A(p + 2p^2 + \dots + (W-2)p^{W-2}) + (W-1)p^{W-1}t'_A
 \end{aligned} \tag{6.83}$$

Nach einigen algebraischen Umformungen ergibt sich dann

$$\begin{aligned}
 t_1 &= t_{TO} \left( p_{TO} \frac{1 - p^{W-1}}{1 - p} + p^{W-1} \right) \\
 &+ t_{rej} \left( 1 - \left( p_{TO} \frac{1 - p^{W-1}}{1 - p} + p^{W-1} \right) \right) \\
 &+ t'_A \left( \frac{1 - p^{W-1}}{1 - p} (1 - p_{TO}) \right)
 \end{aligned} \tag{6.84}$$

### 6.3.5.2 Bestimmung von $t_2$

Der zweite und alle weiteren Fehler werden nur mittels Timeout-Recovery korrigiert. Durch die Tatsache, daß der Timer bei jedem gesendeten I-Rahmen neu gestartet wird, kommt es vor, daß dieser erst ablaufen kann, nachdem mehrere, im äußersten Fall  $W$  I-Rahmen abgeschickt worden sind. Erst dann kann die Fehlerkorrekturprozedur ablaufen, die im Mittel die Zeit  $t_{TO}$  nach Gleichung 6.79 dauert. Trifft vor Ablauf des Timers ein I-Rahmen ein, der in die Warteschlange vor dem Kanal eingereicht wird, und damit den Timer wieder neu startet, geschieht dies im Mittel nach der Zeit  $t'_A$  gemäß Gleichung 6.81.

Damit gilt dann für  $t_2$  (die Indizes  $i$  und  $\sigma$  wurden der Übersicht halber weggelassen):

$$\begin{aligned}
 t_2 &= p_{TO}t_{TO} \\
 &+ (1 - p_{TO})p_{TO}(t'_A + t_{TO}) \\
 &+ (1 - p_{TO})^2 p_{TO}(2t'_A + t_{TO}) \\
 &\vdots \\
 &+ (1 - p_{TO})^{W-2} p_{TO}((W-2)t'_A + t_{TO}) \\
 &+ (1 - p_{TO})^{W-1}((W-1)t'_A + t_{TO})
 \end{aligned} \tag{6.85}$$

Nach einigen algebraischen Umformungen ergibt sich dann

$$t_2 = \frac{1 - p_{TO} - (1 - p_{TO})^W}{p_{TO}} t'_A + t_{TO} \tag{6.86}$$

### 6.3.6 Durchlaufzeit und Quittierungsverzögerung ohne Fensterbegrenzung

Die mittlere Durchlaufzeit, also die Zeit vom Einreihen eines I-Rahmens in eine Warteschlange vor dem Kanal, bis der Rahmen erfolgreich die Laufzeitphase verlassen hat, ergibt sich nun einfach zu

$$t'_{trans,i,\sigma} = t_{w,I,i,\sigma} + t_{eff,i,\sigma} + t_L \quad (6.87)$$

Die Quittierungsverzögerung sei definiert als die Zeit vom Einreihen eines I-Rahmens in eine Warteschlange vor dem Kanal, bis die Quittung für den erfolgreichen Empfang auf der Gegenseite beim Sender wieder eintrifft. Dafür gilt

$$t_{quitt,i,\sigma} = t'_{trans,i,\sigma} + t_{w,S,i,\sigma'} + t_{ü,S} + t_L \quad (6.88)$$

### 6.3.7 Mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange und Gesamtdurchlaufzeit

Um die mittlere Wartezeit in der Zugangswarteschlange und damit den Effekt der endlichen Fenstergröße zu bestimmen, ist es notwendig, die ersten beiden Momente einer virtuellen Bedienzeit zu bestimmen, die in Gleichung 6.71 eingesetzt werden müssen.

Da eine Wartezeit in der Zugangswarteschlange nur auftritt, wenn es sich kurzfristig um einen gesättigten Verkehr handelt, in der Zugangswarteschlange also genügend I-Rahmen zum Senden bereitstehen, um diese mit der maximalen Durchsatzrate abzufertigen, muß die Grenzauslastung für die gegebenen Parameterwerte für eine momentan zu betrachtende Verbindung bestimmt werden.

Zu diesem Zweck wird die Ankunftsrate der I-Rahmen für diese Verbindung so lange erhöht, bis die mittlere Anzahl von I-Rahmen, die gesendet, aber noch nicht quittiert ist, der maximalen Fenstergröße  $W$  entspricht. Gleichzeitig muß aber berücksichtigt werden, daß damit der Ausgangsprozess der Quittungen über den erfolgreichen Empfang wiederum dem Eingangsprozess der I-Rahmen entspricht, also ein geschlossenes Warteschlangennetz mit  $W$  Anforderungen entsteht. Die mittlere Anzahl der Anforderungen wird dann nach dem Gesetz von Little [71] berechnet:

$$W_{i,\sigma} = \lambda_{i,\sigma} t_{quitt,i,\sigma} \quad (6.89)$$

Diese Beziehung muß numerisch gelöst werden, wobei der Variationskoeffizient der Ankunftsabstandsverteilungsfunktion gleich dem Variationskoeffizienten der Ausgangsabstandsverteilungsfunktion für die Quittungen ist. Diese Bedingung muß durch eine iterative Berechnung erfüllt werden, da sie kritisch für die Wartezeiten ist.

Die Bedienzeitverteilungsfunktion der virtuellen Bedieneinheit ist dann die Ausgangs-abstandsverteilungsfunktion der Quittungen im Fall des gesättigten Verkehrs, da genau in diesem Takt die Pakete aus der Zugangswarteschlange entnommen werden.

Dieses Verfahren funktioniert, wie numerische Experimente gezeigt haben, sehr zuverlässig, wenn der Hauptanteil der Quittierungsverzögerung nicht aus Wartezeiten besteht, da diese gerade im Hochlastfall relativ ungenau werden, weil aufgrund der Protokollmechanismen die für die Ankunftsprozesse vorausgesetzte Erneuerungseigenschaft nicht erfüllt ist. Wenn die Grenzauslastung also vorwiegend durch die Wartezeiten bestimmt ist, sind die Kurven für die mittlere Wartezeit, aufgetragen über der Ankunftsrate von I-Rahmen sehr steil, und damit reagiert das beschriebene Verfahren auch äußerst empfindlich auf Fehler in der Berechnung der mittleren Wartezeit.

Für solche Fälle wurde für die Bestimmung der mittleren Bedienzeit für die virtuelle Bedieneinheit ein alternativer Ansatz entwickelt, der davon ausgeht, daß die Entnahme der Pakete aus der Zugangswarteschlange durch die langsamste Bedieneinheit bestimmt wird. Diese langsamste Bedieneinheit wird durch die effektive Übertragungszeit realisiert, wobei berücksichtigt werden muß, daß sich zwischen die Übertragungen zweier aufeinanderfolgender I-Rahmen durch das Multiplexverfahren bedingt, I-Rahmen und Quittungen von anderen Verbindungen mischen können, die damit diese Bedieneinheit aus der Sicht der betrachteten Verbindung zusätzlich verlangsamen.

Damit kann für den Mittelwert der virtuellen Bedienzeit angesetzt werden

$$h_{\text{virt},i,\sigma} = \frac{t_{\text{eff},i,\sigma}}{1 - \rho_{\sigma} + \lambda_{i,\sigma} t_{\text{ü},i,\sigma}} \quad (6.90)$$

wobei  $\rho_{\sigma}$  die Gesamtauslastung des Kanals für die betrachtete Übertragungsrichtung darstellt.

Der Variationskoeffizient der virtuellen Bedienzeit ist weiterhin über den Ausgangs-prozeß der Quittungen bei gesättigtem Verkehr zu bestimmen, da dort die Wartezeiten nicht explizit zur Berechnung verwendet werden.

Die mittlere Gesamtdurchlaufzeit ergibt sich dann aus der Summe der mittleren Wartezeit in der Zugangswarteschlange und der Durchlaufzeit nach Gleichung 6.87.

Um die Zuverlässigkeit des Ansatzes beurteilen zu können, wurden Vergleiche mit durch Simulation gewonnenen Ergebnissen durchgeführt, die in den Bildern 6.27 bis 6.34 dargestellt sind. Es handelt sich bei allen Kurven um die mittlere Durchlaufzeit durch das System vom Eintreffen des Schicht-3-Pakets in der Zugangswarteschlange (bzw. vom Verlassen der Zugangswarteschlange) bis zum Verlassen des Empfängers, aufgetragen über der Gesamtauslastung durch reine Nutzinformation in einer Richtung für alle beteiligten Verbindungen gemeinsam. Es wurde eine vollkommen symmetrische Konfiguration gewählt, also alle

Ankunftsprozesse und alle Informationsfeldlängen sind, unabhängig von der betrachteten Verbindung und Übertragungsrichtung, gleich. Die Informationsfeldlängen wurden als konstant angenommen.

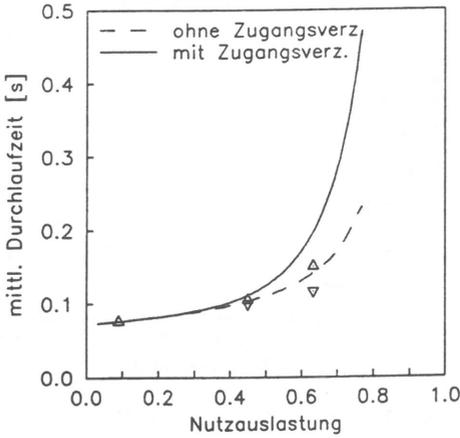


Bild 6.27:  $L = 1024\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-8}$ ,  
 $W = 3$ ,  $n = 1$

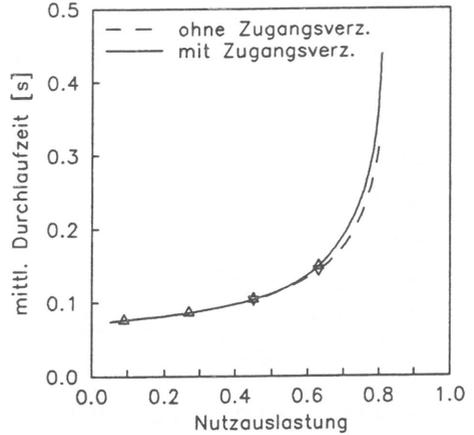


Bild 6.28:  $L = 1024\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-8}$ ,  
 $W = 3$ ,  $n = 4$

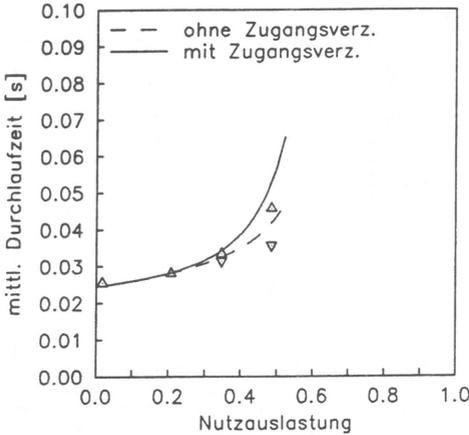


Bild 6.29:  $L = 256\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-8}$ ,  
 $W = 3$ ,  $n = 1$

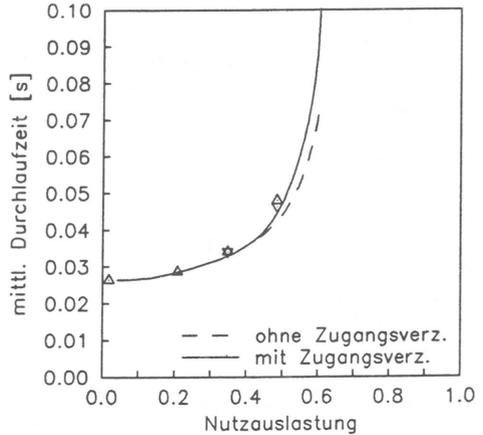


Bild 6.30:  $L = 256\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-8}$ ,  
 $W = 3$ ,  $n = 4$

Die gestrichelten Kurven zeigen jeweils die numerische Analyse ohne Zugangsverzögerung, die durchgezogenen Kurven die Analyse unter Einschluß der Zugangsverzögerung.

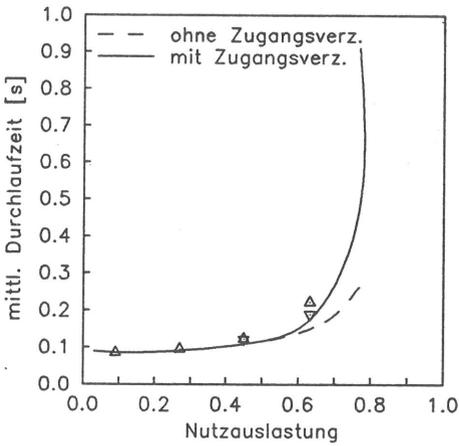


Bild 6.31:  $L = 1024\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$ ,  
 $W = 7$ ,  $n = 1$

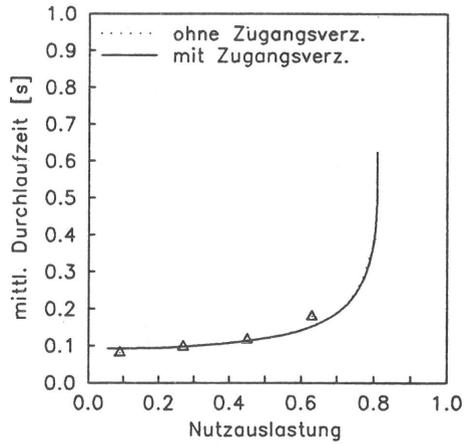


Bild 6.32:  $L = 1024\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$ ,  
 $W = 7$ ,  $n = 4$

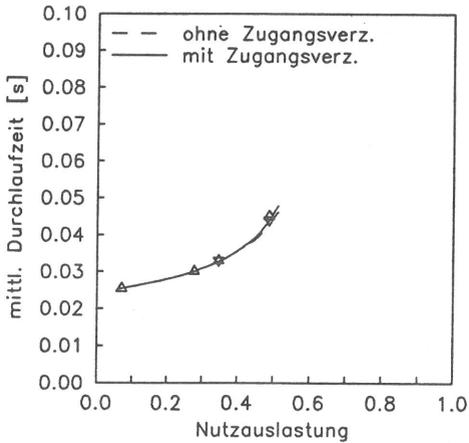


Bild 6.33:  $L = 256\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$ ,  
 $W = 7$ ,  $n = 1$

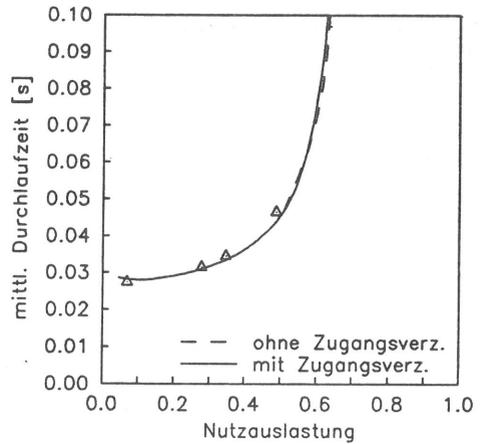


Bild 6.34:  $L = 256\text{Bit}$ ,  $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$ ,  
 $W = 7$ ,  $n = 4$

Die Simulationsergebnisse (dargestellt durch Dreiecke) zeigen jeweils den gleichen Sachverhalt. Generell lassen sich folgende Beobachtungen machen:

1. Die Zugangsverzögerung (Abstand zwischen den beiden Kurven) läßt sich in allen betrachteten Fällen äußerst genau bestimmen.
2. Für den Fall von nur einer virtuellen Verbindung ergeben sich bei den Wartezeiten im Hochlastbereich Fehler aufgrund der eigentlich nicht gerechtfertigten Erneuerungsannahme der Ankunftsprozesse in die Warteschlangen beim Kanalzugang.
3. Für kleine Fenstergrößen wird die Wartezeit überschätzt, für große dagegen unterschätzt. Dies deutet darauf hin, daß der Eingangsprozeß durch den Fenstermechanismus umso mehr geglättet wird, je kleiner die Fenstergröße wird. Untersuchungen haben aber ergeben, daß eine Berücksichtigung dieses Effektes noch nicht zu signifikant besseren Ergebnissen führt.
4. Im Fall hoher Fehlerwahrscheinlichkeiten tritt für sehr kleine Ankunftsdaten eine Erhöhung der mittleren Durchlaufzeiten ein. Dies läßt sich damit erklären, daß dort die Ankunftsabstände so groß werden, daß im Fehlerfall praktisch immer Timeout-Recovery durchgeführt wird, die wiederum mehr Zeit beansprucht als Reject-Recovery.
5. Im Niederlastfall sind die Übertragungszeiten für kleine Informationsfeldlängen wesentlich kleiner als für große, aber durch die damit zusammenhängende größere Anzahl von S-Rahmen bei gegebener Nutzauslastung und dem verhältnismäßig größeren Anteil der Steuerinformation für I-Rahmen gerät das System wesentlich früher an seine Grenzauslastung.

## 6.4 Statistisches Multiplexen von D-Kanälen auf Basiskanäle

Durch ein neues Bausteinkonzept [83,84,85] gibt es eine Alternative zur protokollmäßigen Behandlung von p-Daten auf der Teilnehmerkarte: je 4 D-Kanäle, auf denen jeweils mindestens eine virtuelle Verbindung für p-Daten aufgebaut ist, teilen sich im Zeitmultiplex einen Basiskanal zum Paketvermittlungsmodul. Von Interesse sind dabei zwei Größen:

1. die Wahrscheinlichkeit, daß eine neu aufzubauende virtuelle Verbindung nicht aufgebaut werden kann,
2. die Verteilung der Anzahl von belegten Basiskanälen, wobei ein Basiskanal dann belegt ist, wenn mindestens ein D-Kanal darüber geschaltet ist.

Es soll vorausgesetzt sein, daß an  $g$  D-Kanälen jeweils  $n$  Endgeräte angeschlossen seien. Jedes dieser Endgeräte kann jeweils eine Schicht-2-Verbindung aufbauen. Die Dauer einer

solchen Schicht-2-Verbindung betrage im Mittel  $h_v$ . Der Mittelwert der negativ-exponentiell verteilten Freizeit, also der Zeit vom Abbau einer Schicht-2-Verbindung bis zum erneuten Aufbau durch das selbe Endgerät sei  $1/\alpha_v$ . Diese Parameter sollen unabhängig vom betrachteten D-Kanal sein.

Die Anzahl der Basiskanäle, auf die die D-Kanäle gemultiplext werden, sei  $k$  und der Multiplexgrad, also die Anzahl von D-Kanälen, die über einen Basiskanal vermittelt werden können, sei  $m$ .

Aus der Sicht des Gesamtsystems ist die Belegungszeit und die Freizeit eines D-Kanals entscheidend, ohne daß die darauf bestehende Anzahl der Schicht-2-Verbindungen von Interesse ist. Es sollen also zunächst die mittlere Freizeit  $1/\alpha_D$  und die mittlere Belegungszeit  $h_D$  eines D-Kanals berechnet werden.

Die mittlere Freizeit eines D-Kanals wird, falls keine Blockierung auftritt, bestimmt durch die Tatsache, daß  $n$  Endgeräte mit einer Ankunftsrate von jeweils  $\alpha_v$  eine Schicht-2-Verbindung aufbauen wollen. Daraus ergibt sich im unbelegten Fall eine Summenankunftsrate von

$$\alpha_D = n\alpha_v \tag{6.91}$$

Die dadurch bestimmte Freizeit ist wiederum negativ-exponentiell verteilt.

Über eine einfache Zustandsbeschreibung kann für den blockierungsfreien Fall die Wahrscheinlichkeit  $p_0^*$ , daß keine Schicht-2-Verbindung auf dem D-Kanal besteht, berechnet werden:

$$p_0^* = \frac{1}{\sum_{i=0}^n \binom{n}{i} \beta_v^i} = \frac{1}{(1 + \beta_v)^n} \tag{6.92}$$

mit

$$\beta_v = \alpha_v h_v \tag{6.93}$$

Da sich Freizeiten und Belegungszeiten abwechseln, muß gelten:

$$p_0^* = \frac{1/\alpha_D}{1/\alpha_D + h_D} \tag{6.94}$$

Damit ist

$$h_D = \frac{1/p_0^* - 1}{\alpha_D} = \frac{(1 + \beta_v)^n - 1}{n\alpha_v} \tag{6.95}$$

Falls Blockierungen auftreten, wird sich die mittlere Freizeit vergrößern, die mittlere Belegungszeit  $h_D$  jedoch nicht.

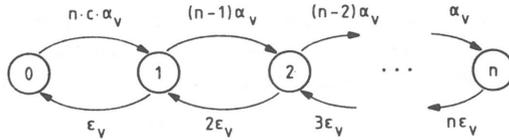


Bild 6.35: Zustandsbeschreibung für die Bestimmung von  $Y_D$

### 6.4.1 Verlustwahrscheinlichkeit

Ein Verlust, also die Abweisung einer neu aufzubauenden Schicht-2-Verbindung, tritt dann auf, wenn diese auf einem D-Kanal aufgebaut werden soll, der noch keinen Zeitschlitz auf einem der Basiskanäle belegt und kein Zeitschlitz mehr frei ist.

Unter der Bedingung, daß der betrachtete D-Kanal frei ist, läßt sich die Blockierwahrscheinlichkeit  $p_B$ , also die Wahrscheinlichkeit, daß alle Zeitslitze belegt sind, nach der Engset-Formel (siehe Gleichung 4.47) berechnen:

$$p_B = \frac{\binom{g-1}{mk} \beta_D^{mk}}{\sum_{i=0}^{mk} \binom{g-1}{i} \beta_D^i} \quad (6.96)$$

mit

$$\beta_D = \alpha_D h_D = (1 + \beta_v)^n - 1 \quad (6.97)$$

Die mittlere Anzahl  $Y_S$  belegter Zeitslitze ergibt sich nach [69] zu

$$Y_S = \beta_D g \cdot \frac{1 - p_B}{1 + \beta_D(1 - p_B)} \quad (6.98)$$

Diese Auslastung verteilt sich gleichmäßig auf die  $g$  D-Kanäle, so daß für die Wahrscheinlichkeit  $p_0$ , daß ein bestimmter D-Kanal unbelegt ist, gilt

$$p_0 = 1 - \frac{Y_S}{g} = \frac{1}{1 + \beta_D(1 - p_B)} \quad (6.99)$$

Nach [69] gilt für die Antreffwahrscheinlichkeit  $\pi_0$ , also die Wahrscheinlichkeit, daß eine Aufbauanforderung den D-Kanal im unbelegten Zustand antrifft

$$\pi_0 = \frac{n p_0}{n - Y_D} \quad (6.100)$$

$Y_D$  ist die mittlere Anzahl von Schicht-2-Verbindungen auf einem D-Kanal. Zur Berechnung von  $Y_D$  soll die in Bild 6.35 dargestellte Zustandsbeschreibung dienen. Durch den

Zustand wird die Anzahl von aktiven Schicht-2-Verbindungen beschrieben.  $\epsilon_v$  ist der Kehrwert von  $h_v$  und stellt die Enderate einer Schicht-2-Verbindung dar.  $c$  ist ein Faktor, der der Blockierwahrscheinlichkeit beim Übergang vom Zustand 0 zum Zustand 1 Rechnung trägt. Damit können die Zustandswahrscheinlichkeiten  $p_i$  berechnet werden:

$$p_i = \frac{(n-1) \cdots (n-i+1)}{2 \cdots i} \beta_v^{i-1} p_1$$

$$= \frac{1}{n\beta_v} \binom{n}{i} \beta_v^i p_1 \quad \text{für } i > 1 \quad (6.101)$$

$$p_1 = nc\beta_v p_0 \quad (6.102)$$

also

$$p_i = cp_0 \binom{n}{i} \beta_v^i \quad \text{für } i \geq 1 \quad (6.103)$$

Mit Hilfe der Normierungsbedingung

$$\sum_{i=0}^n p_i = 1 \quad (6.104)$$

ergibt sich für  $c$

$$c = \frac{1/p_0 - 1}{(1 + \beta_v)^n - 1} \quad (6.105)$$

$Y_D$  kann damit berechnet werden zu

$$Y_D = \sum_{i=1}^n i p_i = cp_0 \sum_{i=1}^n i \binom{n}{i} \beta_v^i$$

$$= cp_0 n \beta_v \sum_{i=0}^{n-1} \binom{n-1}{i} \beta_v^i = \frac{(1-p_0)n\beta_v(1+\beta_v)^{n-1}}{(1+\beta_v)^n - 1} \quad (6.106)$$

Nach wenigen algebraischen Umformungen ergibt sich

$$\pi_0 = p_0 \cdot \frac{(1 + \beta_v)^n - 1}{(1 + \beta_v)^{n-1}(1 + p_0\beta_v) - 1} = p_0 \cdot \frac{\beta_D}{(1 + \beta_v)^{n-1}(1 + p_0\beta_v) - 1} \quad (6.107)$$

Damit gilt für die Verlustwahrscheinlichkeit  $p_V$

$$p_V = \pi_0 p_B \quad (6.108)$$

### 6.4.2 Verteilung der Anzahl belegter Basiskanäle

Einen entscheidenden Einfluß auf die Anzahl belegter Basiskanäle hat mit Sicherheit die Belegungsstrategie der Zeitkanäle. Es sollen im Rahmen dieser Analyse drei Strategien näher untersucht werden:

1. Das Packen aller Belegungen in fortlaufend nummerierten Zeitschlitzten. Diese Strategie ist zwar praktisch nicht realisierbar, da sie ein Umsortieren bestehender Belegungen erfordern würde, sie stellt aber die Strategie dar, die mit Sicherheit die geringste Anzahl von Basiskanäle-Belegungen erzeugt und damit eine untere Schranke für alle anderen Strategien bildet. Außerdem ist sie exakt berechenbar.
2. Das Auffüllen von „angebrochenen“ Basiskanälen, bevor neue Belegungen auf noch unbelegte Basiskanäle gebracht werden („gap hunting“). Diese Strategie stellt von den Verfahren ohne Umsortieren die ökonomischste Lösung dar.
3. Das geordnete Absuchen ab Nullstellung und Belegen des ersten gefundenen freien Zeitschlitzes. Diese Strategie ist vor allen Dingen sehr einfach zu implementieren und wird geringfügig schlechtere Ergebnisse erbringen, als die zuvor erwähnte, da sie unbelegte Basiskanäle neu belegen wird, obwohl in bereits belegten noch freie Zeitschlitzte vorhanden sind. Für diese Strategie soll ein approximatives Lösungsverfahren entwickelt werden.

Ein Lösungsverfahren für die zweite Strategie wurde nicht erarbeitet, aber durch die Analyse der ersten und der dritten Strategie liegen die untere und die obere Schranke für die zweite Strategie fest. Zwischen den beiden Schranken müssen alle Verfahren liegen, die den Anspruch erheben, bessere Ergebnisse zu liefern, als die geordnete Suche ab Nullstellung.

#### 6.4.2.1 Gepackte Belegungen

Für die Verteilung belegter Zeitschlitzte gilt

$$p_i = \frac{\binom{g}{i} \beta_D^i}{\sum_{j=0}^{mk} \binom{g}{i} \beta_D^j} \quad (6.109)$$

Die Verteilung belegter Basiskanäle ergibt sich dann zu

$$q_j = \begin{cases} p_0 & \text{für } j = 0 \\ \sum_{i=(j-1)m+1}^{jm} p_i & \text{für } j > 0 \end{cases} \quad (6.110)$$

#### 6.4.2.2 Geordnete Suche ab Nullstellung

Die Belegungswahrscheinlichkeit  $\rho_i$  eines bestimmten Zeitschlitzes  $i$  kann als Differenz der Auslastungen zweier Verlustsysteme, einem mit  $i$  und einem mit  $i - 1$  Bedieneinheiten berechnet werden, da aufgrund der Zuteilungsstrategie der Zeitschlitz  $i$  nur dann belegt

wird, wenn alle Zeitslitze mit Ordnungsnummern kleiner  $i$  belegt sind, also eine neue Anforderung in dem System mit  $i - 1$  Bedieneinheiten Verlust erleiden würde [42]. Damit ist

$$\varrho_i = (g - i)\beta_D(B_i - B_{i-1}) \quad (6.111)$$

wobei

$$B_i = \frac{\binom{g}{i} \beta_D^i}{\sum_{j=0}^i \binom{g}{j} \beta_D^j} \quad (6.112)$$

Da sich die Abhängigkeiten der Belegungen innerhalb eines Basiskanals nur sehr schwer bestimmen lassen, wird an dieser Stelle die Näherungsannahme der Unabhängigkeit der einzelnen Belegungen gemacht. Damit läßt sich dann die Wahrscheinlichkeit  $r_j$  berechnen, daß der Basiskanal  $j$  mindestens eine Belegung trägt:

$$r_j = 1 - \prod_{i=(j-1)m+1}^{jm} (1 - \varrho_i) \quad (6.113)$$

Daraus kann dann die Verteilung der Anzahl belegter Basiskanäle berechnet werden, indem wiederum die näherungsweise Unabhängigkeitsannahme für die Belegungswahrscheinlichkeiten der einzelnen Basiskanäle gemacht wird.

Es sei  $q_k$  die Wahrscheinlichkeit, daß  $k$  Basiskanäle belegt sind. Dann läßt sich schreiben

$$\begin{aligned} \vec{Q} &= \begin{pmatrix} q_k \\ \vdots \\ q_2 \\ q_1 \\ q_0 \end{pmatrix} \quad (6.114) \\ &= \begin{pmatrix} & & & & r_1 r_2 \dots r_k \\ & & & & \vdots \\ & & & & \\ r_1 r_2 (1 - r_3) \dots (1 - r_k) + r_1 (1 - r_2) r_3 \dots (1 - r_k) + \dots + (1 - r_1) \dots r_{k-1} r_k \\ & r_1 (1 - r_2) \dots (1 - r_k) + \dots + (1 - r_1) \dots (1 - r_{k-1}) r_k \\ & & & & (1 - r_1)(1 - r_2) \dots (1 - r_k) \end{pmatrix} \end{aligned}$$

Dies läßt sich vereinfacht und für eine Berechnung geeignet als Faltung darstellen:

$$\vec{Q} = \begin{pmatrix} 0 \\ \vdots \\ 0 \\ 0 \\ 1 \end{pmatrix} \otimes \begin{pmatrix} 0 \\ \vdots \\ 0 \\ r_1 \\ 1 - r_1 \end{pmatrix} \otimes \dots \otimes \begin{pmatrix} 0 \\ \vdots \\ 0 \\ r_k \\ 1 - r_k \end{pmatrix} \quad (6.115)$$

Für beide Ansätze lassen sich dann die Mittelwerte der Anzahl von Belegungen berechnen als

$$E[J] = \sum_{j=0}^k j q_j \quad (6.116)$$

Um die Qualität des dargestellten Verfahrens zu ermitteln, wurden numerische Ergebnisse für zwei unterschiedliche Konfigurationen erzeugt:

Konfiguration	# D-Kanäle	# Basiskanäle	# Endgeräte / Basiskanal
1	100	10	4
2	20	3	1

Für die Simulation wurde eine negativ-exponentielle Verteilung der Dauer einer virtuellen Verbindung angenommen. Bild 6.36 zeigt für beide Konfigurationen die Verlustwahrscheinlichkeiten über dem Angebot  $\beta_v$  pro freiem Endgerät. Die extrem gute Übereinstimmung mit der Simulation (Dreiecke) ist nicht verwunderlich, da bei der Berechnung keinerlei Näherungsannahmen gemacht wurden. Die Analyse ist also exakt.

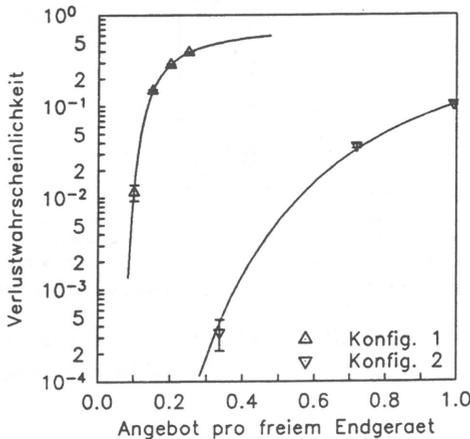


Bild 6.36: Verlustwahrscheinlichkeit für beide Konfigurationen

Die Bilder 6.37 und 6.38 zeigen für die beiden Konfigurationen jeweils die mittlere Anzahl belegter Basiskanäle für Absuche ab Nullstellung (GN) und gepackte Belegungen. Die Simulationsergebnisse (Kreuze) gelten jeweils für die Absuche ab Nullstellung. Generell wird der Wert bei der geordneten Absuche durch die Analyse überschätzt (für gepackte Belegungen sind die Ergebnisse wiederum exakt). Dies liegt an der zweifach angesetzten Unabhängigkeitsannahme der Belegungen. Dennoch sind die errechneten Werte für praktische Anwendungen hinreichend genau.

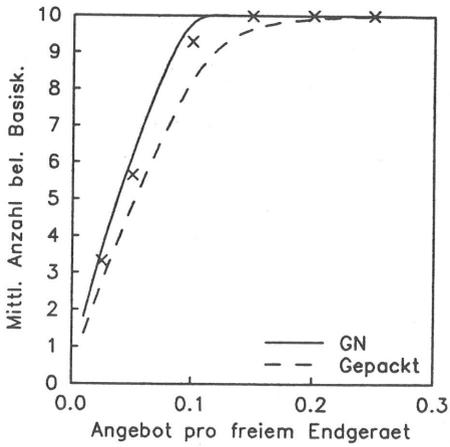


Bild 6.37: Mittlere Anzahl belegter Basis-  
kanäle für Konfig. 1

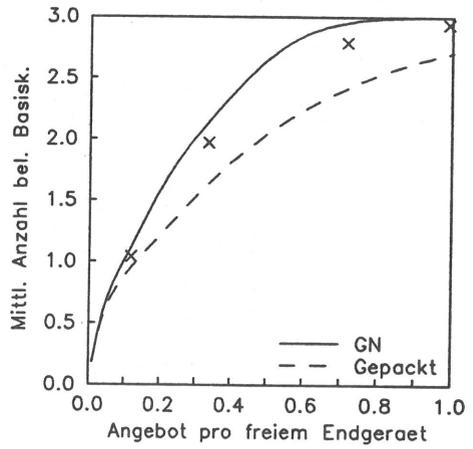


Bild 6.38: Mittlere Anzahl belegter Basis-  
kanäle für Konfig. 2

## Kapitel 7

# Zusammenfassung und Ausblick

In der vorliegenden Arbeit wurde durch Betrachtung der Architektur des ISDN und dabei speziell des Teilnehmeranschlußsystems und dessen typischer Realisierungen in Hard- und Software eine funktionelle Modellierung durchgeführt, aus der sich wiederum eine verkehrstheoretische Modellierung ableiten ließ. Sowohl für die funktionellen, als auch die verkehrsmäßigen Aspekte spielen die verwendeten Protokolle des D-Kanals eine entscheidende Rolle.

Für die Beurteilung der verkehrsmäßigen Leistungsfähigkeit ist darüber hinaus die Implementierung dieser Protokolle auf Prozessoren mit den dazugehörigen Betriebssystemmechanismen entscheidend.

Solche Leistungsuntersuchungen können mit Hilfe von Simulationsprogrammen durchgeführt werden, denen detaillierte Simulationsmodelle zugrunde liegen. Solche Simulationsstudien kosten aber in aller Regel sehr viel Rechenzeit, und bei manchen Systemen sind sie aufgrund der Komplexität oder aufgrund der gesuchten Leistungsgrößen nicht realisierbar. Aus diesem Grund wurden für die gesuchten Leistungsgrößen mathematisch-analytische Verfahren entwickelt, die es erlauben, für beliebige Parameterkonstellationen sehr schnell zu Ergebnissen zu kommen, die für praktische Anwendungen hinreichend genau sind. Außerdem wurde durch die Entwicklung dieser Verfahren ein verbessertes Verständnis der beteiligten Mechanismen erreicht. Ferner wurden für einige im Rahmen des Teilnehmerzugangssystems auftretende Teilmodelle analytische Ansätze erarbeitet, die auch über diesen Rahmen hinaus wichtige Bausteine für Analysen ähnlicher Systeme darstellen.

Abgesehen von den quantitativen Aussagen im Kapitel 6 lassen sich aufgrund der dort gezeigten Ergebnisse einige pauschale Aussagen machen:

1. Signalisierinformationen sollten auf der gesamten Teilnehmerschnittstelle mit höchster Priorität abgefertigt werden, um die Signalisierzeiten trotz des Vorhandenseins

paketierter Nutzdaten in Grenzen zu halten.

2. Kann diese Priorisierung aufgrund unglücklich gewählter Betriebssystemunterstützung nicht realisiert werden, so sollte versucht werden, durch geeignete Beschaltung der Teilnehmerbaugruppen in der Vermittlungsstelle die Last an paketierten Nutzdaten auf möglichst viele solcher Baugruppen zu verteilen. Von dem in Bild 6.22 deutlich zu erkennenden Minimum der Rufverzugszeit bei einer bestimmten mittleren Rahmenlänge der p-Daten kann in den meisten Fällen leider kein Gebrauch gemacht werden, da der Netzbetreiber praktisch keinen Einfluß auf die innerhalb einer Schicht-2-Verbindung verwendeten Informationsfeldlängen hat. Diese sind durch die Protokollspezifikation nur auf einen Maximalwert beschränkt.
3. Bei den paketierten Nutzdaten hat der Anwender die Wahl, ob er größeren Wert auf kleine Durchlaufzeiten oder hohen Durchsatz legt. Die kleinen Durchlaufzeiten können aufgrund der niedrigen Übertragungszeiten bei gleichzeitig geringen Blockfehlerwahrscheinlichkeiten für möglichst kurze Rahmen erreicht werden. Dies birgt allerdings den Nachteil in sich, daß bei einem gegebenen Nutzdatenangebot durch den relativ höheren Zusatzaufwand für Steuerinformationen gegenüber größeren Informationsfeldlängen der Nutzdurchsatz früher begrenzt ist.
4. Die Begrenzung der maximalen Fenstergröße auf 3 spielt auf dem D-Kanal wegen seiner relativ kleinen Laufzeit keine praktische Rolle, was die Wahl von CCITT bestätigt. Für deutlich höhere Übertragungsgeschwindigkeiten (z.B. H-Kanäle) muß die Fenstergröße jedoch entsprechend erhöht werden, da physikalische Laufzeiten konstant sind und sich bei höheren Übertragungsgeschwindigkeiten relativ stärker auswirken.
5. Für die Entscheidung, ob die paketierten Nutzdaten vom Schicht-2-Prozessor der Teilnehmeranschlußbaugruppe behandelt und dann auf einen gemeinsamen Kanal zum Paketvermittlungsmodul gemultiplext oder unter Umgehung dieses Prozessors je 4 D-Kanäle auf einen Basiskanal zu diesem vermittelt werden, muß eine Abwägung der Kosten für Verarbeitungs- und Übertragungskapazität und eine Berücksichtigung der geforderten Dienstgüte erfolgen. Zu dieser Beurteilung liefert das im Abschnitt 6.4 dargestellte Verfahren die quantitativen Aussagen

Das Schmalband-ISDN ist teilweise bereits Realität und die Entwicklungen dafür sind großenteils abgeschlossen. Den Hauptanteil des Verkehrs wird in diesem Netz der Fernspreverkehr ausmachen. Die Tendenz geht allerdings deutlich dahin, die Möglichkeiten der Datenübermittlung stärker zu nutzen. Dies wird vorwiegend paketorientiert geschehen, so daß die vorgestellten Analysen die Grundlage für Planungsverfahren und Entscheidungsgrundlage bei Entwicklungsalternativen sein können.

Gleichzeitig gibt es eine Tendenz zu höheren Übertragungsraten, die durch den Bedarf an schneller Datenkommunikation und Bewegtbildübermittlung bestimmt wird. Ein solches

integriertes Breitbandnetz (IBCN = Integrated Broadband Communication Network) wird aller Voraussicht nach ein schnelles Paketvermittlungsnetz mit Bitraten bis zu 140 Mbit/s sein [13]. Die Signalisierung im Teilnehmeranschlußbereich soll dort ebenfalls mit Hilfe des D-Kanal-Protokolls erfolgen, so daß sich die Signalisierverzögerungen auch für diesen Zweck mit dem hier dargestellten Verfahren, eventuell mit gewissen Abwandlungen, bestimmen lassen.

Ein Zwischenschritt auf dem Weg dorthin könnte für die Datenkommunikation mit Bandbreitenanforderungen bis etwa 2 Mbit/s die Einführung der sogenannten „Additional Packet Mode Bearer Services“ sein, die durch das Multiplexen der virtuellen Verbindungen auf der Schicht 2 charakterisiert sind. Dafür lassen sich die vorgestellten Ansätze ebenfalls praktisch ohne Änderungen einsetzen, wobei hierfür nicht nur der Teilnehmeranschlußbereich von Interesse ist, sondern der Weg durch das gesamte Netz.

Eine wichtiges Problem im Zusammenhang mit den „Additional Packet Mode Bearer Services“ stellt die Flußsteuerung dar. Da ein darauf aufgebautes Netz intern nur die Schicht-2-Kernfunktionen behandelt, können auch keine Stellrahmen für die Flußsteuerung generiert werden. Eine mögliche Lösung für dieses Problem besteht darin, daß die Endgeräte, abhängig von der Lastsituation im Netz, ihre maximale Fenstergröße dynamisch anpassen, d.h. bei einer erkannten Engpaßsituation die maximale Fenstergröße herabsetzen und später wieder erhöhen. Die Analyse dieser Mechanismen stellt eine beträchtliche Herausforderung für die Analysetechnik dar.

Für sehr hohe Übertragungsraten im Bereich über 10 Mbit/s ist die Grenze der Einsatzfähigkeit der üblichen Schicht-2-Protokolle, wie sie im Rahmen dieser Arbeit betrachtet wurden, erreicht. Dort sind die Übertragungszeiten im Vergleich zu den physikalischen Kanallaufzeiten und den Verarbeitungszeiten in Prozessoren oder speziellen Hardwarebausteinen sehr kurz, so daß dort eine Fehlerbehandlung auf der Basis von Wiederholungsmechanismen unter Umständen zu starken Durchsatzeinbußen führt. Hierfür müssen geeignete Protokolle definiert und dafür Verkehrsanalysen durchgeführt werden, um unterschiedliche Mechanismen miteinander vergleichen und bewerten zu können.

## Literaturverzeichnis

- [1] S.L. ALBIN: Delays for Customers from Different Arrival Streams to a Queue. *Management Science* 32, S. 329-340, März 1986.
- [2] F. BASKETT, K.M. CHANDY, R.R. MUNTZ, F.G. PALACIOS: Open, Closed and Mixed Networks of Queues with Different Classes of Customers. *Journal of the ACM* 22, 1975.
- [3] P. BOCKER: *ISDN, das diensteintegrierende digitale Nachrichtennetz: Konzept, Verfahren, Systeme*. Springer Verlag, Berlin 1987.
- [4] O.J. BOXMA, W.P. GROENENDIJK: Pseudo-Conservation Laws in Cyclic Service Systems. *Journal of Applied Probability*, Dezember 1987.
- [5] O.J. BOXMA, B.W. MEISTER: Waiting-Time Approximations in Multi-Queue Systems with Cyclic Service. *Performance Evaluation* 7, S. 59-70, North-Holland, 1987.
- [6] O.J. BOXMA, B.W. MEISTER: Waiting-Time Approximations for Cyclic-Service Systems with Switchover Times. *Performance Evaluation* 7, S. 299-308, North-Holland, 1987.
- [7] D. BRUNN: OSI-Anwendungen auf ISDN. *ITG-Fachbericht 100*, „Das ISDN in der Einführung“, VDE-Verlag, 1988.
- [8] P.J. BURKE: The Output of a Queuing System. *Operations Research* 4, 1956.
- [9] W. BUX, K. KUEMMERLE, H.L. TRUONG: Balanced HDLC Procedures: A Performance Analysis. *IEEE Transactions on Communications* 28, November 1980, S. 1889-1898, 1980.
- [10] W. BUX, K. KUEMMERLE, H.L. TRUONG: Data Link-Control Performance: Results Comparing HDLC Operational Modes. *Computer Networks* 6, S. 37-51, 1982.
- [11] CCITT: Recommendations I.xxx. *Blue Book, Vol. III.7-III.9*, Genf 1989.
- [12] CCITT: Recommendation I.110: „General Structure of the I-Series Recommendations“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.
- [13] CCITT: Recommendation I.121: „Broadband Aspects of ISDN“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.

- [14] CCITT: Recommendation I.122: „Framework for Providing Additional Packet Mode Bearer Services“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.
- [15] CCITT: Recommendation I.130: „Method for the Characterization of Telecommunication Services Supported by an ISDN and Network Capabilities of an ISDN“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.
- [16] CCITT: Recommendation I.231: „Circuit-Mode Bearer Service Categories“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.
- [17] CCITT: Recommendation I.232: „Packet Mode Bearer Services Categories“. *Blue Book, Vol. III.7*, Genf 1989.
- [18] CCITT: Recommendation I.310: „ISDN-Network Functional Principles“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [19] CCITT: Recommendation I.320: „ISDN Protocol Reference Model“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [20] CCITT: Recommendation I.324: „ISDN Network Architecture“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [21] CCITT: Recommendation I.340: „ISDN Connection Types“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [22] CCITT: Recommendation I.411: „ISDN User-Network Interfaces – Reference Configurations“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [23] CCITT: Recommendation I.430: „Basic User-Network Interface – Layer-1 Specification“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [24] CCITT: Recommendation I.431: „Primary Rate User-Network Interface – Layer-1 Specification“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989.
- [25] CCITT: Recommendation I.440: „ISDN User-Network Interface Data Link Layer: General aspects“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989. (identisch mit Q.920)
- [26] CCITT: Recommendation I.441: „ISDN User-Network Interface Data Link Specification“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989. (identisch mit Q.921)
- [27] CCITT: Recommendation I.450: „ISDN User-Network Interface Layer 3 – General Aspects“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989. (identisch mit Q.930)
- [28] CCITT: Recommendation I.451: „ISDN User-Network Interface Layer 3 Specification“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989. (identisch mit Q.931)
- [29] CCITT: Recommendation I.462: „Support of Packet Mode Terminal Equipment by an ISDN“. *Blue Book, Vol. III.8*, Genf 1989. (identisch mit X.31)
- [30] CCITT: Recommendation Q.920: „ISDN User-Network Interface Data Link Layer: General aspects“. *Blue Book, Vol. VI.10*, Genf 1989.

- [31] CCITT: Recommendation Q.921: „ISDN User-Network Interface Data Link Specification“. *Blue Book, Vol. VI.10*, Genf 1989.
- [32] CCITT: Recommendation Q.930: „ISDN User-Network Interface Layer 3 – General Aspects“. *Blue Book, Vol. VI.11*, Genf 1989.
- [33] CCITT: Recommendation Q.931: „ISDN User-Network Interface Layer 3 Specification“. *Blue Book, Vol. VI.11*, Genf 1989.
- [34] CCITT: Recommendations Q.7xx. „Specifications of Signalling System No 7“. *Blue Book, Vol. VI.7–VI.9*, Genf 1989.
- [35] CCITT: Recommendation X.25: „Interface Between Data Terminal Equipment (DTE) and Data Circuit-Terminating Equipment (DCE) for Terminals Operating in the Packet Mode and Connected to Public Data Networks by Dedicated Circuit“. *Blue Book, Vol. VIII.2*, Genf 1989.
- [36] CCITT: Recommendation X.31: „Support of Packet Mode Terminal Equipment by an ISDN“. *Blue Book, Vol. VIII.2*, Genf 1989.
- [37] CCITT: Recommendation X.200: „Reference Model of Open Systems Interconnection for CCITT Applications“. *Blue Book, Vol. VIII.4*, Genf 1989.
- [38] CCITT: Recommendation Z.100: „CCITT Specification and Description Language“. *Blue Book, Vol. X.1–X.5*, Genf 1989.
- [39] K.M CHANDY, U. HERZOG, L. WOO: Parametric Analysis of Queuing Networks. *IBM Journal of Research and Development*, Januar 1975.
- [40] A. COBHAM: Priority Assignment in Waiting Line Problems. *Journal of the Operations Research Society of America* 2, S. 70–76, 1954.
- [41] R.W. CONWAY, W.L. MAXWELL, L.W. MILLER: *Theory of Scheduling*. Addison-Wesley Publishing Company, 1967.
- [42] R.B. COOPER: *Introduction to Queuing Theory*. The Macmillan Company, New York 1972.
- [43] W. DIETERLE: *Über die Leistungsfähigkeit virtueller Datenverbindungen entsprechend der CCITT-Empfehlung X.25*. 40. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1986.
- [44] DIN 66 222: Bitorientierte Steuerungsverfahren zur Datenübertragung. 1983.
- [45] W. DYCZMONS, N. SKAPERDA: Realisierung von höheren Diensten sowie Dienst- und Netzübergängen mit Servicemodulen. *telcom report, Sonderheft „Dienstintegrierendes Digitalnetz ISDN“*, Februar 1985, Siemens AG, 1985.

- [46] T. ENGSET: Die Wahrscheinlichkeitsrechnung zur Bestimmung der Wählerzahl in automatischen Fernsprechämtern. *Elektrotechnische Zeitschrift*, Band 39, Heft 31, S. 304-306, August 1918.
- [47] A.K. ERLANG: Lösung einiger Probleme der Wahrscheinlichkeitsrechnung von Bedeutung für die selbsttätigen Fernsprechämter. *Elektrotechnische Zeitschrift*, Band 39, Heft 51, S. 504-508, Dezember 1918.
- [48] W. FISCHER, K.P. SAUER, W. DENZEL: A Simulation Technique for Communications Protocols Based on a Formal Specification by SDL. *Proceedings of the 5th Workshop on Protocol Specification, Verification and Testing*. Toulouse-Moissac, Juni 1985.
- [49] W. FISCHER, K.P. SAUER, W. DENZEL: A Simulation Technique for Distributed Systems Based on a Formal Specification by SDL. *Proceedings of the International Seminar on Computer Networking and Performance Evaluation*. Tokyo, September 1985.
- [50] W. FISCHER, E.-H. GOELDNER, W. BERNER: Performance of the ISDN D-Channel Protocol - A Simulation Study. *Proceedings of the 8th International Conference on Computer Communication*. München, September 1986.
- [51] W. FISCHER, E.-H. GOELDNER: Performance of the ISDN User-Network Interface for Signalling and Packetized User-Data Transfer. *Proceedings of the International Switching Symposium*. Phoenix, März 1987.
- [52] W. FISCHER: Analytic Modelling of Single Link, Multi-LAP connections with Application to the ISDN User-Network Access. *Proceedings of the 12th International Teletraffic Congress*, Turin 1988.
- [53] FTZ: Richtlinie 1TR6 Serie. *Kennzeichenaustausch zwischen DIVO (ISDN)-Vermittlungsstellen und ISDN-Teilnehmereinrichtungen - ISDN-D-Kanal-Protokoll*.
- [54] S.W. FUHRMANN, Y.T. WANG: Mean Waiting Time Approximations of Cyclic Service Systems with Limited Service. *Proceedings 12th IFIP WG 7.3 International Symposium on Computer Performance*, Brüssel 1987.
- [55] J. GIANINI, D.R. MANFIELD: An Analysis of Symmetric Polling Systems with Two Priority Classes. *Performance Evaluation 8*, S. 93-115, North-Holland, 1988.
- [56] W.J. GORDON, G.F. NEWELL: Closed Queuing Systems with Exponential Servers. *Operations Research 15*, 1967.
- [57] ISO 7498: Information Processing Systems: Open Systems Interconnection, Basic Reference Model. 1984.
- [58] J.R. JACKSON: Networks of Waiting Lines. *Operations Research 4*, 1957.

- [59] O. KELLA, U. YECHIALI: Priorities in M/G/1 Queue With Server Vacations. *Eingereicht an Naval Research Logistics Quarterly*, 1988.
- [60] D.G. KENDALL: Stochastic Processes Occuring in the Theory of Queues and their Analysis by the Method of the Imbedded Markov Chain. *Annals of Mathematical Statistics* 24, S. 338-354, 1953.
- [61] L. KLEINROCK: *Queueing Systems, Vol. 1: Theory*. John Wiley & Sons Inc., New York 1975.
- [62] L. KLEINROCK: *Queueing Systems, Vol. 2: Computer Applications*. John Wiley & Sons Inc., New York 1976.
- [63] B. KÖHLER, J. SWOBODA: Zur Verträglichkeit von ISDN mit dem OSI-Modell. *ITG-Fachbericht 100*, „Das ISDN in der Einführung“, VDE-Verlag, 1988.
- [64] W. KRAEMER, M. LANGENBACH-BELZ: Approximate Formulae for the Delay in the Queueing System GI/G/1. *Proceedings of the 8th International Teletraffic Congress*, Melbourne 1976.
- [65] H. KRÖNER: *Analytische Untersuchung von Multi-LAP-Verbindungen im ISDN-Teilnehmeranschlußbereich*. Diplomarbeit Nr. 821 am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, Universität Stuttgart, 1987.
- [66] P.J. KUEHN: Multi-Queue Systems with Nonexhaustive Cyclic Service. *Bell Systems Technical Journal* 58, S. 671-698, 1979.
- [67] P.J. KUEHN: Approximate Analysis of General Queuing Networks by Decomposition. *IEEE Transactions on Communications* 27, S. 113-126, Januar 1979.
- [68] P. KÜHN: *Analyse zufallsabhängiger Prozesse in Systemen zur Nachrichtenvermittlung und Nachrichtenverarbeitung*. 30. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Habilitationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1981.
- [69] P. KÜHN: Wartezeitprobleme der Daten- und Nachrichtenverkehrstheorie. *Vorlesung Universität Stuttgart*
- [70] P. KÜHN, T. RAITH, P. TRAN-GIA: *Methodik der stationären Systemsimulation*. (in [69])
- [71] J.D.C. LITTLE: A Proof for the Queueing Formula  $L = \lambda W$ . *Operations Research* 9, S. 383-387, 1961.
- [72] K.A. LUTZ, W. BERNER, A. TANNHÄUSER: ISDN-Leitungsanschlusseinheit. *NTG-Fachberichte 88*, VDE-Verlag, Berlin 1985.
- [73] A. MANDELBAUM, U. YECHIALI: The Conditional Residual Service Time in the M/G/1 Queue. *Technical Report Tel Aviv University*, Tel Aviv 1979..

- [74] D.R. MANFIELD: Analysis of Priority Polling Systems for Two-Way Traffic. *IEEE Transactions on Communications* 33, 1985.
- [75] G.E. MAPP, D.R. MANFIELD: Performance Analysis of Priority Polling Systems with Complex Cycles. *Proceedings of the 8th International Conference on Computer Communication*, München 1986.
- [76] R.A. MARIE: An Approximate Analytical Method for General Queueing Networks. *IEEE Transactions on Software Engineering* 5, S. 530-538, September 1979.
- [77] K.T. MARSHALL: Some Inequalities in Queueing. *Operations Research* 16, S. 651-665, 1968.
- [78] F. POLLACZEK: Problèmes stochastiques posés par le phénomène de formation d'une queue d'attente à un guichet et par des phénomènes apparentes. *Memorial des Sciences Mathématiques*, No. 136, Gauthier-Villars, 1957.
- [79] T. RAITH: *Leistungsuntersuchung von Multi-Bus-Verbindungsnetzwerken in lose gekoppelten Systemen*. 43. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertations-schrift,) Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1986.
- [80] E. RATHGEB: *Netzzugang: D-Kanal-Protokoll Schicht 3*. Beitrag zum SEL-Hochschul-kolleg über ISDN-Protokolle. Universität Stuttgart, 1988.
- [81] M. REISER, H. KOBAYASHI: Queueing Networks with Multiple Closed Chains: Theory and Computational Algorithms. *IBM Journal of Research and Development*, Mai 1975.
- [82] J. SERAJ: The Impact of Service Mixtures on the ISDN D-Channel Performance. *Proceedings of the Fifth ITC Seminar*, Como 1987.
- [83] SIEMENS AG: Extended PCM Interface Controller (EPIC), *PEB 2055, Product Overview, Rev. 1.0*, München 1987.
- [84] SIEMENS AG: ISDN Digital Exchange Controller (IDEC), *PEB 2075, Data Sheet, Rev. 1.1*, München 1987.
- [85] SIEMENS AG: ISDN Oriented Modular Interface Specification, *IOM 2nd Generation, Rev. 2.1*, München 1987.
- [86] D.A. STANFORD: Modelling Priority Queueing Characteristics in Approximate Analytical Tools for Open Queueing Networks. *Modelling Techniques and Tools for Performance Analysis '85*, S. 131-143, North-Holland, 1986.
- [87] D.A. STANFORD, W. FISCHER: The Interdeparture-Time Distribution for Each Class in the  $\sum_i M_i/G_i/1$ -Queues. Erscheint in *Queueing Systems*, 1989.
- [88] M. STRAFNER, G. WEINBERGER: Der ISDN Subscriber Access Controller ISAC-S, eine Ein-Chip-Lösung für den Anschluß von Endgeräten an die ISDN-S-Schnittstelle. *NTG-Fachberichte 96*, VDE-Verlag, Berlin 1986.

- [89] H. TAKAGI: *Analysis of Polling Systems*. The MIT Press, 1986.
- [90] H.C. TIJMS: *Stochastic Modelling and Analysis: A Computational Approach*. John Wiley & Sons Ltd., New York 1986.
- [91] P. TRAN-GIA: Discrete-Time Analysis for the Interdeparture Distribution of GI/G/1 Queues. *Teletraffic Analysis and Computer Performance Evaluation*, S. 341-357, North-Holland, 1986.
- [92] P. TRAN-GIA: Discrete-Time Analysis of Polling Systems with Renewal Inputs. *Proceedings of the Third International Conference on Data Communication Systems and Their Performance*, Rio de Janeiro 1987.
- [93] H.L. TRUONG: *Über die Leistungsfähigkeit von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen*. 33. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1980.
- [94] H. WEDLER: ISDN-Basisanschluß: Eingang zum ISDN. *telcom report 10, Heft 6*, Siemens AG, 1987.
- [95] W. WHITT: The Queuing Network Analyzer. *The Bell System Technical Journal* 62, S. 2779-2815, November 1983.
- [96] W. WHITT: Performance of the Queuing Network Analyzer. *The Bell System Technical Journal* 62, S. 2817-2843, November 1983.
- [97] W. WHITT: Approximations for Single-Class Departure Processes from Multi-Class Queues. *Eingereicht*, 1988.
- [98] W. WHITT: A Light-Traffic Approximation for Single-Class Departure Processes from Multi-Class Queues. *Management Science* 34, S. 1333-1346, 1988.
- [99] R.W. WOLFF: Poisson Arrivals See Time Averages. *Operations Research* 30, 1982.