



**Universität Stuttgart**

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung

Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

**49. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten**

**EIN NETZKNOTENKONZEPT FÜR INTEGRIERTE  
DURCHSCHALTE- UND PAKETVERMITTLUNG**

von

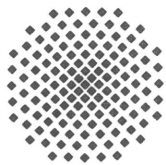
**Manfred N. Huber**

1990

© 1990 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung Universität Stuttgart

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

ISBN 3-922403-59-x



**University of Stuttgart**

Institute of Communications Switching and Data Technics

Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

**49th Report on Studies in Congestion Theory**

**A CONCEPT OF A SWITCHING NODE WITH  
INTEGRATED CIRCUIT AND PACKET SWITCHING**

by

**Manfred N. Huber**

1990



# A Concept of a Switching Node with Integrated Circuit and Packet Switching

## Abstract

This report deals with the integration of circuit switched (CS) and packet switched (PS) traffic within a switching node. The performance of the CS/PS integration principle called *idle slot concatenation* is studied in detail by simulative and analytical methods. A system specification for the switching node based on the idle slot concatenation principle has been carried out and proved by a laboratory implementation.

## Chapter 1: Introduction

Today's inhouse communication systems are either local area networks (LANs) or private branch exchanges (PBXes) which may have ISDN features. LANs provide packet switching and PBXes circuit switching. Future developments in the field of terminal equipment lead to powerful multifunctional workstations requiring a new communication system which is able to handle both traffic types in a flexible manner. This chapter outlines the motivation for this work.

## Chapter 2: Switching Principles

The first part of this chapter deals with the service definition and the description of different possibilities for the service integration. In the main part of this chapter switching methods like circuit switching, multi channel circuit switching, fast circuit switching, packet switching, fast packet switching, asynchronous transfer mode and different modes of hybrid switching are presented. These switching principles are discussed with respect to functionalities, implementation aspects and properties for service integration.

## Chapter 3: Integration of CS and PS Traffic within the Local Area

Chapter 3 presents a new system which is able to satisfy all communication requirements in the inhouse area for the short term future. The main components are *switching nodes* and *small LANs* both integrating circuit switching and packet switching. In this report only the switching node is considered. After a short discussion of different architectures for CS/PS switching nodes such a node based on a bus system with bitparallel data transfer capability is presented in detail. For this bus system first results of the performance evaluation are

outlined. These results are obtained by simulation methods and should be used for system optimization. Finally, two possibilities for the interconnection of the CS/PS node with the CS/PS-LAN are described.

#### **Chapter 4: Performance Evaluation of the Idle Slot Concatenation Principle**

This chapter includes traffic theoretical studies of the CS/PS switching node. For simplifying the problem without dramatically falsifying the results the CS and PS traffic has been evaluated separately.

Different bandwidth management strategies for multi channel circuit switching have been studied (e.g. loss probability and carried load of the individual traffic classes). For this purpose the CS/PS node is modelled as a single stage switching network with full availability and the performance results are obtained by analytical methods.

Performance studies using a detailed simulation program have been carried out for the PS-traffic (e.g. systematical evaluation of the influence of the CS time slot distribution within the pulse frame on the PS-traffic). A simple analytical method for the determination of the maximum PS-throughput was developed. The mean transfer time of packets for different arrival processes is obtained by an approximative analysis as well as by another method which allows the analysis for prioritized packet switching. Under some simplifying assumptions a new analytical approach for calculating the mean transfer time of a packet in a CS/PS node using the idle slot concatenation principle has been derived.

#### **Chapter 5: System Design and Implementation**

Chapter 5 deals with the system design and the laboratory implementation of the CS/PS node. At first, the system parameters and the specification of the individual modules are presented. For the connection management of the CS-traffic it was necessary to develop a node internal signalling procedure. At the end of this chapter the implementation of all necessary PS-functions are described (e.g. packet formats, internal switching procedure and internal overload control).

#### **Chapter 6: Summary**

The last chapter summarizes this report and gives also a short outlook on future developments.

# Inhaltsverzeichnis

<b>Abkürzungen und Formelzeichen</b>	<b>5</b>
<b>1 Einleitung</b>	<b>9</b>
1.1 Gegenwärtige Situation	9
1.2 Zukünftige Entwicklungen	11
1.3 Gliederung der Arbeit	12
<b>2 Vermittlungsverfahren</b>	<b>14</b>
2.1 Dienste	14
2.1.1 Definitionen	14
2.1.2 Dienstintegration	15
2.2 Grundprinzipien der Nachrichtenvermittlung	17
2.3 Durchschaltevermittlung	19
2.4 Mehrkanal-Durchschaltevermittlung	19
2.4.1 Bandbreitenwahl des Grundkanals	20
2.4.2 Bitfolgeintegrität	20
2.4.3 Bandbreitenmanagement	22
2.5 Schnelle Durchschaltevermittlung	23
2.6 Paketvermittlung	24
2.6.1 Verbindungskonzepte	25
2.6.2 Standardisierung	26
2.6.3 Dienstintegration mittels Paketvermittlung	26
2.7 Asynchronous Transfer Mode	27
2.7.1 Fast Packet Switching	28
2.7.2 Asynchronous Time Division	29
2.7.3 Der Asynchrone Transfer Mode im Breitband-ISDN	29
2.7.4 Probleme des Asynchronen Transfer Mode	30
2.8 Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung	30
2.8.1 Grundprinzip der CS/PS-Integration	31
2.8.2 Rahmenteilung mit fester Grenze	32
2.8.3 Rahmenteilung mit variabler Grenze	33

2.8.4	Zeitschlitzverketzung	35
2.8.5	Individuelle Zeitschlitzbelegung	36
2.9	Systemlösungen	38
2.9.1	CS-Nebenstellenanlagen	38
2.9.2	PS-Vermittlungssysteme	38
2.9.3	ATM-Vermittlungssysteme	39
2.9.4	CS/PS-integrierende Vermittlungssysteme	40
<b>3</b>	<b>Ein neues Verfahren zur Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung im lokalen Bereich</b>	<b>42</b>
3.1	Gesamtkonzept	42
3.1.1	Entwicklungstendenzen in der innerbetrieblichen Kommunikation	42
3.1.2	Konzept eines zukünftigen Kommunikationssystems	43
3.1.3	Vorteile des neuen Systemkonzeptes	44
3.1.4	Systemkomponenten	45
3.2	Konzepte für CS/PS-Vermittlungsknoten	45
3.2.1	Trennung des CS- und PS-Verkehrs im Knoten	46
3.2.2	Hybrider Vermittlungsknoten	46
3.3	Ein Bussystem als CS/PS-Vermittlungsknoten	48
3.3.1	Knotenarchitektur	48
3.3.2	CS/PS-Integration	50
3.3.3	Durchschaltevermittlung	50
3.3.4	Paketvermittlung	52
3.4	Leistungsbeurteilung des CS/PS-Bussystems	57
3.4.1	Allgemeine Vorgehensweise bei der Leistungsuntersuchung	57
3.4.2	Systemparameter und Bewertungskriterien	58
3.4.3	Zeitschlitzgröße und Belegungsmuster des CS-Verkehrs	59
3.4.4	Mittlere Paketlänge und Paketlängenverteilung	63
3.4.5	Ankunftsprozeß	66
3.4.6	Prioritäten	66
3.5	Kopplung Vermittlungsknoten - Ring-LAN	68
3.5.1	Individuell optimierte Systemkomponenten	69
3.5.2	Einheitliche Systemparameter für beide Komponenten	69
<b>4</b>	<b>Verkehrstheoretische Untersuchungen des CS/PS-Integrationsverfahrens mit Zeitschlitzverketzung</b>	<b>71</b>
4.1	Grundlagen der verkehrstheoretischen Untersuchungen	72
4.1.1	Systemmodelle	72
4.1.2	Ankunftsprozesse	72
4.1.3	Bedienprozesse	77



4.1.4	Verlustsystem, Wartesystem und Warteverlustsystem . . . . .	78
4.1.5	Erzeugende Funktionen . . . . .	79
4.1.6	Methode der eingebetteten Markoff-Kette . . . . .	79
4.2	Analytische Leistungsuntersuchung des CS-Verkehrs . . . . .	80
4.2.1	Modellierung . . . . .	80
4.2.2	Kanalordnungsstrategien . . . . .	81
4.2.3	Absuchverfahren . . . . .	82
4.2.4	Bandbreitenzuteilung bei Mehrkanal-Durchschaltung . . . . .	83
4.2.5	Analytische Bestimmung der Leistungsgrößen . . . . .	85
4.2.6	Ergebnisse . . . . .	90
4.3	Simulative Untersuchung des PS-Verkehrs . . . . .	94
4.3.1	Simulationsmethode . . . . .	94
4.3.2	Verkehrsmodell . . . . .	95
4.4	Analytische Leistungsuntersuchung des PS-Verkehrs . . . . .	97
4.4.1	Maximaler Durchsatz . . . . .	97
4.4.2	Modellierung . . . . .	101
4.4.3	Approximative Berechnung der mittleren Transferzeit . . . . .	103
4.4.4	Analyse des CS/PS-Integrationsverfahrens mit Zeitschlitzverketzung . . . . .	109
<b>5</b>	<b>Entwurf und Aufbau eines experimentellen CS/PS-Vermittlungsknotens</b>	<b>116</b>
5.1	Architektur des Labormodells . . . . .	116
5.1.1	Allgemeine Randbedingungen . . . . .	116
5.1.2	Knotenarchitektur . . . . .	117
5.1.3	CS/PS-Integration . . . . .	118
5.1.4	CS/PS-Vermittlungsbuss . . . . .	120
5.1.5	Steuereinheit . . . . .	121
5.1.6	Anschlußeinheit . . . . .	126
5.2	Realisierung der Durchschaltvermittlung . . . . .	128
5.2.1	Signalisierungskonzept . . . . .	129
5.2.2	Signalisierungsprozesse . . . . .	130
5.2.3	Signaldefinitionen . . . . .	131
5.2.4	Signalisierungsprotokoll . . . . .	132
5.2.5	Implementierung . . . . .	133
5.3	Realisierung der Paketvermittlung . . . . .	135
5.3.1	Paketformate . . . . .	135
5.3.2	Knoteninterne Nachrichten . . . . .	137
5.3.3	Buszugriffsprotokoll . . . . .	139
5.3.4	Vermittlung . . . . .	143
5.3.5	Überlastabwehr . . . . .	144

<b>6 Zusammenfassung und Ausblick</b>	<b>146</b>
6.1 Zusammenfassung . . . . .	146
6.2 Ausblick . . . . .	147
<b>Literaturverzeichnis</b>	<b>149</b>

## Abkürzungen

AM	Anschlußmodul
ANSI	American National Standard Institute
ATD	Asynchronous Time Division
ATM	Asynchronous Transfer Mode
B-ISDN	Broadband Integrated Services Digital Network
CA	Call Accepted
CAD	Computer Aided Design
CC	Call Connected
CCITT	Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique
CI	Clear Indication
CIC	Clear Confirmation
CIR	Clear Request
CNET	Centre National d'Etudes des Télécommunications
CP	Durchschalte-/Paketvermittlung
CR	Call Request
CS	Circuit Switching (Durchschaltvermittlung)
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
D	Deterministische Verteilung
DEMUX	Demultiplexer
DG	Daten gültig
DP	Data Packet
DQDB	Distributed Queue Dual Bus
DR	Dynamische Reservierung
$E_k$	Erlang-k-Verteilung
EWSP	Elektronisches Wählsystem Paket
FDDI	Fiber Distributed Data Interface
FIFO	First In First Out
FCS	Fast Circuit Switching
FPS	Fast Packet Switching
FZ	Freier Zeitschlitz
G	General (allgemeiner Zufallsprozeß)
GI	General Independent (allgemeiner unabhängiger Zufallsprozeß)
GN	Gemeinsame Nutzung
$H_2$	Hyperexponentielle Verteilung 2. Ordnung
HDLC	High Level Data Link Control
HSLAN	High Speed Local Area Network
IC	Incoming Call

ICC	ISDN Communication Controller
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISO	International Organization for Standardization
ITG	Informationstechnische Gesellschaft
KN	Knoteninterne Nachricht
LAN	Local Area Network
LCN	Logical Channel Number
LLC	Logical Link Control
M	Markoffsche (negativ-exponentielle) Verteilung
MAC	Media Access Control
MAN	Metropolitan Area Network
MCCS	Multi Channel Circuit Switching (Mehrkanal-Durchschaltvermittlung)
MSL	Modifizierte Summenlimitierung
MUX	Multiplexer
OSI	Open System Interconnection
PAH	Paketanfang hohe Priorität
PAL	Programmable Array Logic
PAN	Paketanfang niedere Priorität
PBX	Private Branch Exchange (Nebenstellenanlage)
PCM	Pulse Code Modulation
PEH	Paketende hohe Priorität
PEN	Paketende niedere Priorität
PS	Packet Switching (Paketvermittlung)
PSAH	Paketsendeanforderung hohe Priorität
PSAN	Paketsendeanforderung niedere Priorität
PSEH	Paketsendeerlaubnis hohe Priorität
PSEN	Paketsendeerlaubnis niedere Priorität
PÜ	Paketübertragung
QPSX	Queue Packet and Synchronous Exchange
RL	Rufflimitierung
RZR	Raum-Zeit-Raum
SBC	S-Bus Controller
SDL	Specification and Description Language
SDL/GR	Graphical Representation of SDL
SDL/PR	Textual Phrase Representation of SDL
SL	Summenlimitierung
TASI	Time Assignment Speech Interpolation
TTL	Transistor-Transistor-Logik

ÜL	Überlast
VME	Versa Module Europa
VN	Verbindungsnetzwerk
WPT	Wideband Packet Technology
ZRZ	Zeit-Raum-Zeit

## 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
$c_A$	Variationskoeffizient
$\lambda = 1/t_A$	Ankunftsrate
$P\{T_A \leq t\} = F_A(t)$	Wahrscheinlichkeit, daß $T_A \leq t$
$A_{cs}$	Gesamtangebot des CS-Verkehrs
$A_i$	Angebot des CS-Verkehrs der Bandbreitenklasse $i$
$B_i$	Verlustwahrscheinlichkeit des CS-Verkehrs der Bandbreitenklasse $i$
$d_d$	normierter Datendurchsatz
$D_d$	Datendurchsatz
$d_p$	normierter Paketdurchsatz
$D_p$	Paketdurchsatz
$g$	Anzahl der Anschlußeinheiten
$h$	mittlere Bedienzeit
$k$	Anzahl der Bandbreitenklassen
$l_p$	mittlere Paketlänge
$l_{pk}$	Länge des Paketkopfes
$l_{TS}$	Größe eines Zeitschlitzes
$m$	Anzahl der Duplex-Kanäle für den CS-Verkehr
$m_i$	Anzahl der Kanäle der Bandbreitenklasse $i$
$m^*$	Anzahl der Zeitslitze für den CS-Verkehr

$n_p$	mittlere Anzahl an belegten Zeitschlitzten pro Paket
$n_R$	Anzahl der Zeitschlitzte pro Rahmen
$p$	Wahrscheinlichkeit
$p_{cs}$	Wahrscheinlichkeit, daß ein Zeitschlitz mit CS-Verkehr belegt ist
$p_{ps}$	Wahrscheinlichkeit, daß ein Zeitschlitz dem PS-Verkehr zur Verfügung steht
$t_R$	Rahmendauer
$t_t$	mittlere Transferzeit eines Paketes
$t_{TS}$	Zeitschlitzdauer
$t_w$	mittlere Wartezeit eines Paketes
$T_H$	Zufallsvariable für die Bedienzeit
$Y_{cs}$	Gesamtverkehrswert des CS-Verkehrs
$Y_i$	Verkehrswert des CS-Verkehrs der Bandbreitenklasse $i$
$\lambda_i$	Rufankunftsrate des CS-Verkehrs der Bandbreitenklasse $i$
$\lambda_p$	Paketankunftsrate
$\varepsilon_i$	Rufenderate des CS-Verkehrs der Bandbreitenklasse $i$
$\Omega$	mittlere Warteschlangenlänge
$\varrho$	Auslastung einer Bedieneinheit

# Kapitel 1

## Einleitung

Durch den Einsatz neuer informationsverarbeitender Systeme haben sich die Kommunikationsbedürfnisse im privaten Bereich sehr stark geändert. Noch wird der größte Teil der Kommunikation über den Telefondienst abgewickelt, jedoch erfordern neue, moderne Teilnehmerendgeräte den Einsatz neuer Kommunikationssysteme. Neben der Kommunikation zwischen Menschen ist an vielen Arbeitsplätzen auch der Dialog zwischen Mensch und Maschine erforderlich, wie z.B. beim Ablegen oder Suchen von Daten und Dokumenten. Die Charakteristiken der dabei entstehenden Verkehre unterscheiden sich sehr von denen des bekannten Telefonverkehrs.

Um diese neuen Dienste mit ihren unterschiedlichen Leistungsmerkmalen bereitzustellen, wird ein flexibles und leistungsfähiges Kommunikationssystem benötigt, das die Anforderungen dieser Dienste und deren Verkehrsaufkommen zufriedenstellen kann. Im Gegensatz zu öffentlichen Netzen sind im privaten Bereich herstellerspezifische Lösungen möglich, die auf das Anwenderprofil besser zugeschnitten und damit wirtschaftlicher betrieben werden können.

### 1.1 Gegenwärtige Situation

Im lokalen Bereich, d.h. innerhalb eines Betriebes, wurden bisher für Kommunikationszwecke zwei Arten von Kommunikationssystemen entwickelt, die sich in ihren Merkmalen sehr unterscheiden:

1. Anfang dieses Jahrhunderts wurden die ersten Nebenstellenanlagen (engl. Private Branch Exchange, PBX) entwickelt. Diese Vermittlungsstellen konnten nur analoge Signale (Sprache) übermitteln. Die Fortschritte in der Halbleitertechnologie und in der Digitaltechnik ermöglichten den Bau von neuen Nebenstellenanlagen mit zusätz-

lichen Leistungsmerkmalen, die teilweise kompatibel zu denen des *diensteintegrierenden Digitalnetzes* (engl. Integrated Services Digital Network, ISDN) sind. ISDN-Vermittlungsstellen ermöglichen neben der Sprachkommunikation auch Dienste für die Text- und Datenkommunikation. In einer solchen Anlage stehen dem Teilnehmer für die Kommunikation volldigitale, kanalvermittelte 64 kbit/s Kanäle (B-Kanäle) zur Verfügung. Die zu übermittelnde Information wird dabei transparent auf durchgeschalteten Kanälen übertragen. Der Transfer der zugehörigen Signalisierungsnachrichten erfolgt auf dem getrennten 16 kbit/s Kanal (D-Kanal). Zusätzlich können auf diesem Kanal auch paketvermittelte Nutzinformationen übertragen werden.

2. Eine zweite Entwicklung in der Kommunikationstechnik für den innerbetrieblichen Bereich begann ungefähr 1970. Aus den Bedürfnissen der Rechnerkommunikation heraus entstanden die *lokalen Netze* (engl. Local Area Networks, LAN). Zur Datenübertragung werden in diesen Netzen Breitbandmedien verwendet. Der Zugriff auf dieses Medium wird durch spezielle Verfahren geregelt. Lokale Netze arbeiten meist paketvermittelt, da dieses Vermittlungsprinzip für den büschelförmigen Datenverkehr mit seinen kurzzeitigen hohen Datenmengen, der bei der Rechnerkommunikation entsteht, sehr gut geeignet ist.

Über spezielle Koppereinheiten, den sogenannten *Gateways*, ist die Kommunikation zwischen Endgeräten, die an verschiedenen Netzen angeschlossen sind, zwar möglich, aber nicht vorteilhaft. Gateways sind sehr komplex, da sie zum einen Protokollanpassungen durchführen müssen und zum anderen große Speicher für die Pufferung der Daten benötigen. Bild 1.1 zeigt die gegenwärtige Netzsituation im innerbetrieblichen Bereich. Beide Vermittlungssysteme sind für sich optimiert; Nebenstellenanlagen eignen sich besonders gut für kontinuierliche Verkehre mit niedrigem und mittlerem Bandbreitenbedarf, wohingegen LANs besonders gut für stark büschelförmigen Verkehr mit hohen Übertragungsraten geeignet sind.

Bei den Teilnehmerendgeräten führen die Entwicklungen zu integrierten Arbeitsplatzsystemen. Diese komplexen, multifunktionalen Endsysteme ermöglichen dem Teilnehmer, verschiedene Standarddienste von einem Endgerät aus zu benutzen. Hieraus leitet sich die Forderung nach *einem* universellen Kommunikationssystem ab, in dem sehr viele bestehende und auch zukünftige Standarddienste integriert werden können. Besonders leicht und schnell läßt sich dies durch ein *hybrides* Kommunikationssystem erreichen, das sowohl durchschaltvermittelte (engl. circuit switching, CS) als auch paketvermittelte (engl. packet switching, PS) Dienste unterstützt. Das System sollte bei der Aufteilung der beiden Verkehrsarten flexibel sein und auch zukünftige, im Moment noch unbekannte, Verkehrsaufkommen bewältigen können.



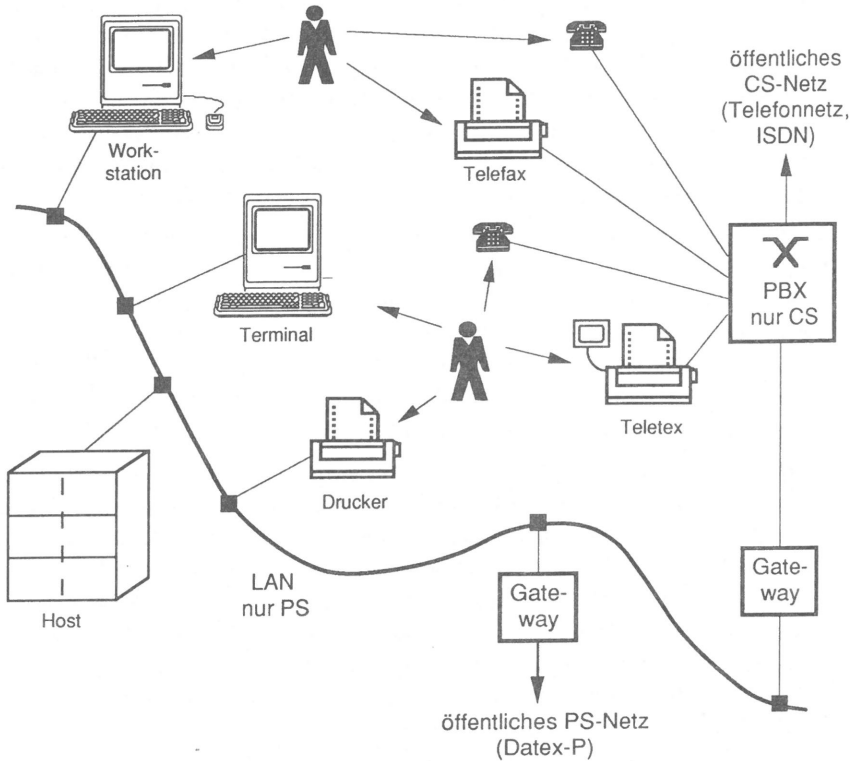


Bild 1.1: Gegenwärtige Netzkonfiguration im innerbetrieblichen Bereich

Mit bestehenden Kommunikationssystemen können diese Anforderungen nicht ausreichend erfüllt werden, da

- über bestehende LANs zwar Sprache in paketierter Form mit ausreichender Qualität übertragen werden kann, aber ein Massensprachverkehr unmöglich ist, und
- Nebenstellenanlagen den Datenverkehr mit seinen kurzzeitig hohen Übertragungsraten nicht ohne große, sich störend auswirkende Verzögerungen vermitteln können.

## 1.2 Zukünftige Entwicklungen

Um die zukünftigen Bedürfnisse und Anforderungen im innerbetrieblichen Bereich befriedigen zu können, werden verschiedene Alternativen diskutiert.

- Im lokalen Bereich sollen in Zukunft *Hochgeschwindigkeits-LANs* (engl. High Speed Local Area Networks, HSLANs) eingesetzt werden, sowohl zum direkten Anschluß von Endgeräten, als auch zur Kopplung mehrerer LANs oder Nebenstellenanlagen. Diese HSLANs, wie z.B. QPSX [12] bzw. DQDB [45] oder FDDI-II [5] haben eine Bandbreite von über 100 Mbit/s und integrieren Durchschalte- und Paketvermittlung. Zu diesen Entwicklungen gibt es bei verschiedenen Normungsgremien wie ANSI oder IEEE Aktivitäten, um einen allgemein gültigen Standard zu schaffen.
- Für den öffentlichen Bereich wird ein System diskutiert, das ein neues, universelles Netz schafft, in dem alle Informationen in paketierter Form übertragen werden. Dazu ist aber ein neues Vermittlungsverfahren zu entwickeln, denn die bisher in der Paketvermittlung verwendeten Protokolle sind hierfür zu komplex. Das neue Vermittlungsprinzip, *Asynchronous Transfer Mode* (ATM) genannt, ist charakterisiert durch einfache Protokolle und leistungsfähige Vermittlungsknoten. Diese Technik kann natürlich auch in den innerbetrieblichen Bereich übernommen werden.
- Beide oben genannten Verfahren haben aber auch Nachteile. Werden ausschließlich HSLANs verwendet, so kann die bestehende Infrastruktur nicht ausgenützt werden. Alle Endgeräte müssen neu verkabelt werden. ATM hat den Nachteil, daß die entsprechenden Netze und die zugehörigen Endgeräte erst Ende dieses Jahrhunderts in großem Umfang zur Verfügung stehen werden. Deshalb soll in dieser Arbeit ein neues Netzkonzept betrachtet werden, das in die bestehende Infrastruktur paßt und das schnell realisierbar ist. Die Masse der Teilnehmer wird auch in Zukunft nur *normale* ISDN-Endgeräte benötigen, die über bestehende Teilnehmerleitungen an Vermittlungsstellen angeschlossen werden. Arbeitsplätze, an denen leistungsfähige, multifunktionale Endgeräte stehen, werden neu verkabelt. Dazu werden Endgeräte, die räumlich eng beieinander liegen, durch ein LAN verbunden. In den Vermittlungsknoten und den LANs werden Durchschalte- und Paketvermittlung integriert. LANs und Nebenstellenanlagen sind über Verbindungsleitungen (engl. links) miteinander verbunden, um die Kommunikation zwischen allen Endgeräten im lokalen Bereich zu ermöglichen. Über eine PBX wird der Zugang zu den verschiedenen öffentlichen Netzen ermöglicht.

### 1.3 Gliederung der Arbeit

In Kapitel 2 werden zuerst die Begriffe *Dienst* und *Diensteintegration* erklärt. Aufbauend auf den beiden Grundprinzipien, Durchschaltevermittlung und Teilstreckenvermittlung, werden die heute bekannten Vermittlungsverfahren betrachtet. Bei einigen Verfahren werden auch spezielle Implementierungsaspekte erläutert. Am Schluß dieses Kapitels werden verschiedene, bereits bestehende Systeme kurz vorgestellt.

Kapitel 3 enthält ein neues Systemkonzept [35], das für die Kommunikationsbedürfnisse der nahen Zukunft im innerbetrieblichen Bereich geeignet ist. Dieses System besteht im wesentlichen aus zwei Komponenten, einem Vermittlungsknoten und einem Ring-LAN, in denen Durchschalte- und Paketvermittlung integriert werden. Das Ringsystem ist in [36,37] beschrieben. Hier wird speziell der Vermittlungsknoten betrachtet. Nach der Präsentation der Knotenarchitektur und des verwendeten Verfahrens zur Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung werden einige prinzipielle Ergebnisse der Leistungsuntersuchung vorgestellt. Diese Ergebnisse wurden mittels Simulation gewonnen und dienen zur Systemoptimierung. Am Ende dieses Kapitels werden Kopplungsmöglichkeiten zwischen Vermittlungsstelle und LAN diskutiert.

Gegenstand des 4. Kapitels ist die verkehrstheoretische Untersuchung des Vermittlungsknotens. Die beiden Verkehre, CS- und PS-Verkehr, werden dabei getrennt behandelt. Nach einigen Begriffsdefinitionen und Modellierungsaspekten werden die Leistungsgrößen des CS-Verkehrs ermittelt. Dazu werden verschiedene Bandbreitenzuteilungsstrategien bei Mehrkanal-Durchschaltevermittlung vorgestellt und die Verkehrswerte der Verkehre der verschiedenen Bandbreitenklassen präsentiert. Für das gewählte CS/PS-Integrationsverfahren werden analytische Berechnungen verschiedener Leistungsgrößen des PS-Verkehrs durchgeführt. Diese Berechnungen sind teilweise approximativ, aber mit einigen Modellvereinfachungen kann die mittlere Wartezeit pro Paket exakt berechnet werden.

Als Ergänzung zu den erzielten theoretischen Erkenntnissen wurde eine Laborimplementierung durchgeführt, die in Kapitel 5 beschrieben wird. Die unterschiedlichen Einheiten des Knotens müssen detailliert spezifiziert und die Systemparameter festgelegt werden. Einzelheiten der Knotensteuereinheit und einer Anschlußeinheit zum Anschluß von ISDN-Endgeräten werden erläutert. Für den CS-Verkehr wird ein Signalisierungskonzept entwickelt, aus dem die zugehörigen Prozesse und Protokolle abgeleitet werden. Am Schluß dieses Kapitels werden die Paketformate des PS-Verkehrs definiert und die knoteninternen Abläufe bei der Paketvermittlung beschrieben.

Im 6. Kapitel werden die hier beschriebenen Aufgaben zusammengefaßt, sowie ein Ausblick auf mögliche zukünftige Entwicklungen gegeben.

# Kapitel 2

## Vermittlungsverfahren

Der Schwerpunkt dieses Kapitels liegt auf der Präsentation verschiedener Vermittlungsverfahren. Die Funktionsweise jedes Verfahrens wird erläutert und teilweise auf Implementierungsaspekte eingegangen. Die vorgestellten Vermittlungsverfahren werden auch unter dem Gesichtspunkt der *Diensteintegration* diskutiert.

### 2.1 Dienste

#### 2.1.1 Definitionen

Der Begriff *Dienst* (engl. service) wird in der ITG-Empfehlung 1.6/01 [47] wie folgt definiert: Gesamtheit der Funktionen, Protokolle und Eigenschaften, die für die Abwicklung einer bestimmten Kommunikation (Sprach-, Bild-, Text-, Datenkommunikation) zur Verfügung stehen. Mit Hilfe der *Dienstmerkmale* (Attribute) werden die Eigenschaften eines Dienstes beschrieben. Diese Attribute legen sämtliche Kommunikationsfunktionen und -protokolle fest, die zur Abwicklung der Kommunikationsmöglichkeiten eines Dienstes erforderlich sind. Die Protokolle und Funktionen können entsprechend der Struktur der sieben Schichten des ISO-Referenzmodells für offene Kommunikationssysteme gegliedert werden [18,46] (Bild 2.1).

Für eine genauere Beschreibung des Begriffes *Dienst* wird eine Aufteilung in zwei Kategorien gemacht [8]: *Übermittlungsdienst* und *Teledienst*.

Der *Übermittlungsdienst* (engl. bearer service) stellt definierte Übertragungswege für den Informationstransport nur zwischen den Benutzer-Netzschnittstellen bereit (Bild 2.2). Für die Kompatibilität der Protokolle in den Endsystemen müssen die Benutzer der Endeinrichtungen selbst sorgen. Die Übermittlung der Daten erfolgt code- und anwendungsunabhängig.

7	Anwendungsschicht	Application Layer
6	Darstellungsschicht	Presentation Layer
5	Kommunikationssteuerungsschicht	Session Layer
4	Transportschicht	Transport Layer
3	Vermittlungsschicht	Network Layer
2	Sicherungsschicht	Data Link Layer
1	Bitübertragungsschicht	Physical Layer

Bild 2.1: ISO-Referenzmodell für offene Kommunikationssysteme

Ein Übermittlungsdienst ist normalerweise nur in den Schichten 1 bis 3 definiert. Bei durchschaltvermittelten Übermittlungsdiensten sind dies die Funktionen der Schichten 1 bis 3 der Signalisierung, sowie die Funktionen der Schicht 1 für die Übermittlung von Nutzinformationen. Bei paketvermittelten Übermittlungsdiensten sind außerdem die Schichten 2 und 3 für die Übermittlung von Nutzinformationen festgelegt.

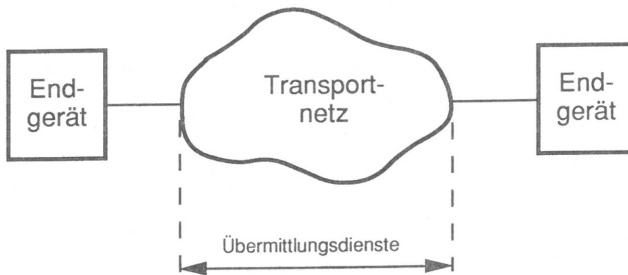


Bild 2.2: Übermittlungsdienst

Unter einem *Teledienst* wird ein Dienst verstanden, bei dem auch die Funktionen der Endgeräte festgelegt sind (Bild 2.3). Somit ist die Benutzer-Benutzer-Kommunikation möglich. Beispiele für diesen Dienst sind Fernsprechen, Telex, Telefax oder Bildschirmtext. Neben den Schichten 1 bis 3 sind auch die Funktionen der Schichten 4 bis 7 des ISO-Referenzmodells definiert. Meist werden die Protokolle durch die Betreiber der öffentlichen Netze festgelegt. Teledienste, die Speicher-, Be- oder Verarbeitungsfunktionen des Netzes benötigen, werden oft auch als *Mehrwertdienste* (engl. value added services) bezeichnet.

### 2.1.2 Diensteintegration

Auf Grund der großen Anzahl verschiedener Kommunikationsdienste ist eine Integration der Dienste in einem Netz wünschenswert. Dafür sind verschiedene Konzepte möglich:

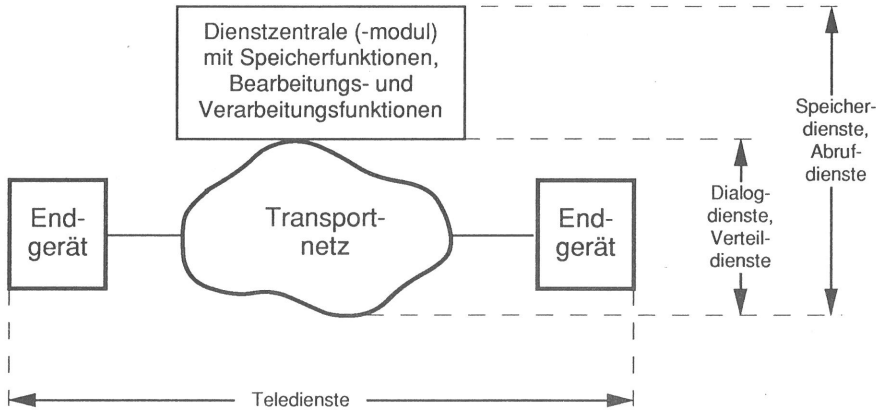


Bild 2.3: Teledienst

1. Dienstintegration im Teilnehmeranschlußbereich.

Sämtliche Dienste für Sprach-, Bild-, Text- und Datenkommunikation werden über *eine* einheitliche Schnittstelle zwischen Netz und Endsystem mit *einer* Prozedur für Verbindungsauf- und -abbau abgewickelt. Gleichzeitig sind mehrere verschiedene Informationsarten an einer Benutzerstation möglich und auch ein Wechsel zwischen den einzelnen Informationsarten, wie z.B. zwischen Text und Daten, kann stattfinden. Das Netz selbst besteht aus mehreren Teilnetzen, die für verschiedene Dienstgruppen spezifisch sind. Die Verwaltung der Teilnetze kann gemeinsam erfolgen. Diese Form der Integration wird in den ISDN-Netzen, privat oder öffentlich, angewandt.

2. Dienstintegration mit hybriden Netzen.

In einem weiteren Schritt der Integration werden die beiden Übermittlungsdienste *Durchschalte-* und *Paketvermittlung* in einem Netz vereint. Dabei werden die Übertragungsmedien gemeinsam genutzt und die Gesamtkapazität flexibel auf die Dienste in Abhängigkeit der Verkehrsverhältnisse aufgeteilt. Vermittlungseinrichtungen können teilweise von beiden Diensten verwendet werden. In dieses Netz lassen sich auch zukünftige Übermittlungsdienste, wie z.B. der auf dem Asynchronous Transfer Mode basierende Übermittlungsdienst integrieren. Dieses System kann in kurzer Zeit realisiert werden, da für die Implementierung der beiden Übermittlungsdienste sehr viel Erfahrung vorhanden ist. Ein weiterer Vorteil besteht darin, daß ein Teledienst den für seine Anforderungen am besten geeigneten Übermittlungsdienst benutzen kann. Diese Lösung hat jedoch den Nachteil, daß durchschaltvermittelte Dienste mit sehr unterschiedlichen Bandbreitenanforderungen nur mit hohem Zusatzaufwand in ein Netz integriert werden können.

### 3. Diensteintegration mit einem Netz

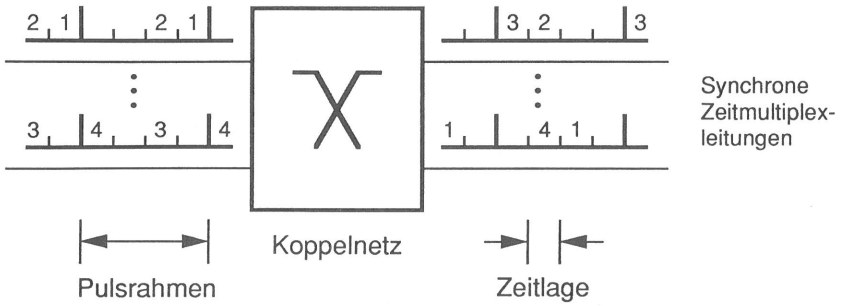
Dieses Konzept benötigt für die Integration *aller* Dienste nur noch ein Netz. Dazu ist es erforderlich, einen Übermittlungsdienst zu wählen, der die Vielzahl der Anforderungen (Bandbreite, Realzeitbedingungen, Verluste, usw.) möglichst gut abdeckt. Als Lösung diese Problems wird momentan der Asynchronous Transfer Mode diskutiert. Es wird aber noch einige Zeit dauern, bis diese Technik ausgereift ist und wirtschaftlich eingesetzt werden kann.

## 2.2 Grundprinzipien der Nachrichtenvermittlung

Die zur Herstellung wahlweiser Verbindungen zwischen verschiedenen Kommunikationspartnern verwendeten Verfahren basieren auf den beiden Grundprinzipien *Durchschaltvermittlung* und *Teilstreckenvermittlung* (engl. store and forward switching) [71].

Früher wurde bei der Durchschaltvermittlung einer Verbindung zwischen den beteiligten Endgeräten eine Leitung für die gesamte Verbindungsdauer zugeordnet. Deshalb wurde dieses Verfahren auch *Leitungsvermittlung* genannt. Mit der Einführung der Zeitmultiplex-technik war es möglich, eine Leitung von mehreren Verbindungen zu belegen. Die Basis hierfür ist ein Pulsrahmen konstanter Dauer (z.B. PCM-Rahmen mit  $125 \mu\text{s}$ ), der in eine konstante Anzahl Zeitlagen (Kanäle) aufgeteilt ist. Aus der Rahmendauer und der Größe einer Zeitlage ergibt sich die Bandbreite des Kanals. Einer Verbindung wird die notwendige Anzahl an Kanälen zugeordnet. Der Verbindung steht also nicht mehr eine Leitung, es stehen nur noch Kanäle zur Verfügung. Deshalb wird für dieses Vermittlungsprinzip auch der Begriff *Kanalvermittlung* verwendet. Einer Verbindung steht während ihrer gesamten Dauer ein Übertragungskanal konstanter Bandbreite zur exklusiven Nutzung zur Verfügung, unabhängig davon, ob Nutzinformation übertragen wird. In Bild 2.4 ist das Prinzip der Durchschaltvermittlung dargestellt.

Bei der Teilstreckenvermittlung (Speichervermittlung) wird die Nachricht mit einem zusätzlichen Kopf versehen, in dem die notwendige Zielinformation enthalten ist. Mit Hilfe dieser Information wird die Nachricht durch das Netz transportiert. Falls kein Weg zum weiterführenden Knoten frei ist, wird die Nachricht in der Vermittlungsstelle zwischengespeichert. Dieses Vermittlungsprinzip ist in Bild 2.5 dargestellt. Wird die Nachricht als eine Einheit von Ursprung zum Ziel übermittelt, so wird diese Variante als *Sendungsvermittlung* (engl. message switching) bezeichnet. Bei der anderen Variante, der *Paketvermittlung*, wird die Information in der Quelle in kleinere Teile zerlegt, die dann durchs Netz übermittelt werden. Jedes dieser Teile muß mit dem notwendigen Adresskopf versehen werden.



1,2,3,4 CS-Verbindungen

Bild 2.4: Prinzip der Durchschaltevermittlung

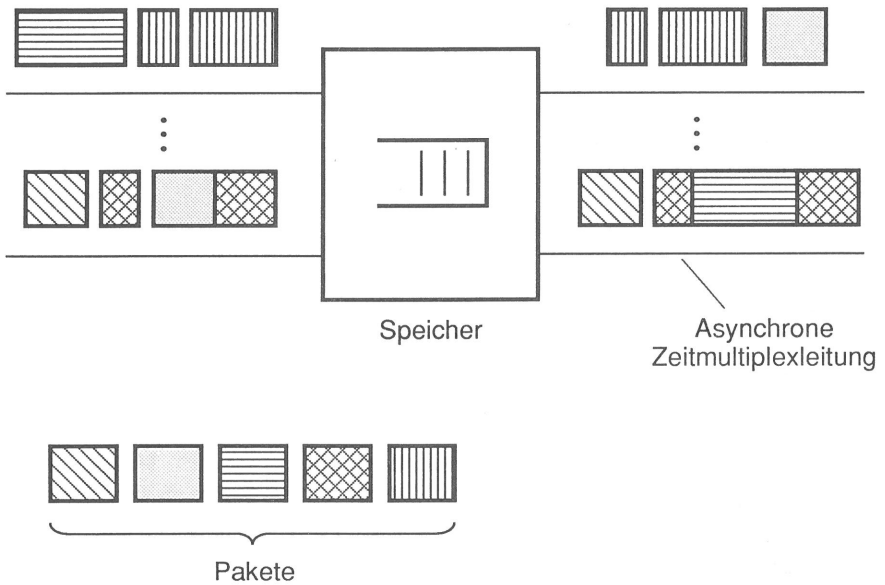


Bild 2.5: Prinzip der Teilstreckenvermittlung



## 2.3 Durchschaltevermittlung

In Kapitel 2.2 wurde das Prinzip der Durchschaltevermittlung erklärt. Da bei diesem Vermittlungsverfahren jede Verbindung über einen Kanal konstanter Bandbreite verfügt, der ausschließlich von ihr benutzt wird, ist die Durchlaufzeit bei der Informationsübertragung innerhalb dieser Verbindung lastunabhängig und konstant. Einem Kanal wird ein Zeitschlitz innerhalb des Pulsrahmens der Zeitmultiplexanordnung zugeteilt. Deshalb ist die Durchlaufzeit abhängig von der Rahmendauer, bzw. der Zeitschlitzgröße. Bei der PCM-Technik wird eine Zeitschlitzgröße von 8 Bit und eine Rahmendauer von  $125 \mu\text{s}$  verwendet, so daß jeder Zeitschlitz einem 64 kbit/s-Kanal entspricht.

Normalerweise werden nur für den Auf- und Abbau von Verbindungen Steuerinformationen (Signalisierungsnachrichten) zwischen den Endsystemen und den Vermittlungsstellen, bzw. zwischen Vermittlungsstellen ausgetauscht. Mit Hilfe dieser Informationen wird ein freier Kanal vom Ursprung bis zum Ziel gesucht und die Durchschaltung des Weges in den Koppelnetzen der Vermittlungsknoten veranlaßt. Im ISDN entsteht eine zusätzliche Belastung der Steuerung eines Vermittlungssystems, da während einer Verbindung Dienstmerkmale zu- oder abgeschaltet werden können.

Die Durchschaltevermittlung ist nicht besonders gut geeignet für die Integration von Diensten, die unterschiedlichen Bandbreitebedarf haben oder stark büschelförmig sind. Gründe hierfür sind:

- In einem CS-Netz gibt es nur eine einheitliche Bandbreite.
- Bleibt eine Verbindung während der gesamten Übertragungszeit aufgebaut, d.h. auch dann, wenn keine Nutzdaten übertragen werden, so werden Betriebsmittel (Leitungen, Koppelnetze) schlecht ausgelastet und somit unrentabel genutzt. Besteht hingegen eine Verbindung nur während der Übertragung von echten Nutzdaten, so führt dies zu einem erhöhten Signalisierungsaufwand für den Auf- und Abbau der Verbindungen.

## 2.4 Mehrkanal-Durchschaltevermittlung

Um Dienste mit unterschiedlichen Bandbreitanforderungen in einem durchschaltevermittelten Netz integrieren zu können, muß das Prinzip der *Mehrkanal-Durchschaltevermittlung* (engl. multi channel circuit switching, MCCA) verwendet werden. Es können aber nur Verbindungen aufgebaut werden, deren Bandbreite ein ganzzahliges Vielfaches von der Bandbreite des CS-Grundkanals ist. Für einen ankommenden Ruf, der die  $n$ -fache Bandbreite eines CS-Grundkanals benötigt, werden  $n$  durchgehend freie Kanäle gesucht, die gleichzeitig

belegt werden. Auch bei diesem Verfahren wird einer Verbindung eine Übermittlungskapazität zur exklusiven Verwendung zugeordnet. Der Vorteil liegt darin, daß stromförmige Verkehre mit unterschiedlichen Bandbreiten in einem Netz integriert werden können, wohingegen die Nachteile der Durchschaltevermittlung für büschelförmigen Verkehr nicht umgangen werden können.

### 2.4.1 Bandbreitenwahl des Grundkanals

Wird die Bandbreite des Grundkanals klein gewählt, so kann die Gesamtkapazität des Pulsrahmens sehr gut genutzt werden. Dem gegenüber steht jedoch der Aufwand für die Verkettung der Zeitschlitzte zu einem breitbandigen Kanal, der dann besonders groß wird, falls Dienste mit sehr unterschiedlichen Bandbreiteanforderungen in einem Netz integriert werden sollen. Ein Grundkanal kleiner Bandbreite führt zu langen Rahmen und somit zu großen Laufzeiten für die breitbandigen Dienste. Mit der Anzahl der benötigten Zeitschlitzte für eine Verbindung steigt auch der Aufwand für die Synchronisation.

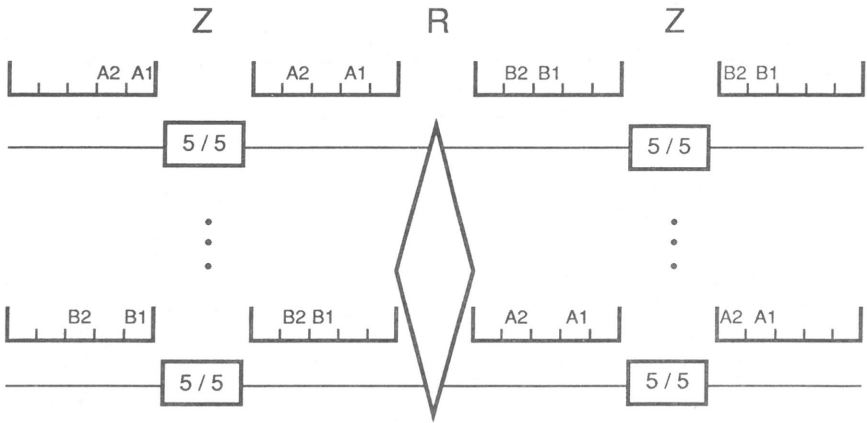
Aus diesem Grunde ist es nicht sinnvoll, alle Dienste in einem Netz zu integrieren, sondern eine Aufteilung in einige wenige interne Teilnetze vorzunehmen. Die vom CCITT standardisierten Dienste [15] mit 64 kbit/s (*B*-Kanal), 384 kbit/s (*H*<sub>0</sub>-Kanal) und 1920 kbit/s (*H*<sub>12</sub>-Kanal) können in einem Netz integriert werden, in das zusätzlich noch der Übermittlungsdienst mit 128 kbit/s aufgenommen wird, der kompatibel zum ISDN-Basisanschluß ist.

### 2.4.2 Bitfolgeintegrität

Ein zweites Problem bei dem MCCA-Prinzip ist die Bitfolgeintegrität, d.h. die Reihenfolge der Information wie sie der Sender ausspielt, muß beim Empfänger gleich sein. Es gibt zwei Möglichkeiten, die Reihenfolge der Information zu gewährleisten [68,75]:

1. Die Bitfolgeintegrität muß innerhalb des Netzes beibehalten werden.
2. Die Reihenfolge der Information wird im empfangenden Endgerät wiederhergestellt.

Relativ einfach läßt sich die Bitfolgeintegrität erzielen, falls alle Kanäle der Mehrkanal-Verbindung auf *einer* Zeitmultiplexleitung übertragen werden und diese Kanäle in der Vermittlungsstelle in den gleichen Zeitlagenvielfachen vermittelt werden, wie z.B. in Zeit-Raum-Zeit-Koppelnetzen (ZRZ-Koppelnetze). Durch ungünstige Verzögerungen innerhalb der Zeitlagenvielfache kann es vorkommen, daß die Kanäle am Ausgang des Koppelnetzes in zwei aufeinanderfolgenden Pulsrahmen angeordnet sind. Die Reihenfolge der Information ist aber noch erhalten (Bild 2.6). Der Einbau einer zusätzlichen Zeitstufe am Koppelnetzausgang ermöglicht es, daß alle Kanäle wieder innerhalb eines Pulsrahmens liegen.



A1, A2 Kanäle der Verbindung A

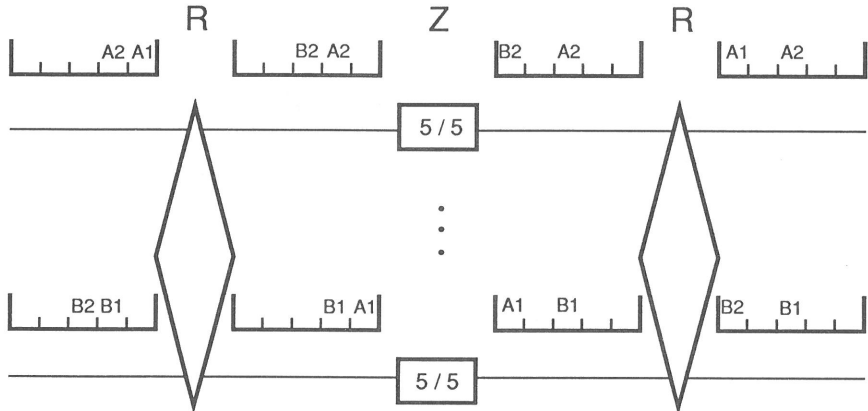
B1, B2 Kanäle der Verbindung B

Bild 2.6: Mehrkanal-Durchschaltung in ZRZ-Koppelnetzen

Ein größerer Aufwand für die Bitfolgeintegrität ist dann nötig, wenn die Kanäle der breitbandigen Verbindung im Koppelnetz über verschiedene Zeitstufen geführt werden müssen, wie es z.B. in Raum-Zeit-Raum-Koppelanordnungen (RZR-Koppelanordnung) der Fall ist (Bild 2.7). Am Ausgang des Koppelnetzes genügen keine einfachen Zeitlagenvielfache, es müssen vielmehr komplexe Verzögerungseinheiten, mit Umordnungsmöglichkeiten über mehrere Rahmen hinweg, neu installiert werden.

Bei der Einführung des MCCA-Verfahrens in bestehende Systeme unter Berücksichtigung der Informationsreihenfolge sind teilweise schaltungstechnische Modifikationen in den Koppelnetzen notwendig. Die Algorithmen zur Suche nach freien Kanälen für Mehrkanal-Rufe müssen neu implementiert werden. Dem Vorteil der Bitfolgeintegrität steht der eventuell notwendige Aufwand in den Vermittlungsstellen und die höheren Verlustwahrscheinlichkeiten für die breitbandigen Rufe gegenüber.

Eine zweite Möglichkeit zur Implementierung des MCCA-Verfahrens besteht in der unabhängigen Durchschaltung der einzelnen Kanäle der breitbandigen Verbindung. Die Bitfolgeintegrität kann nun innerhalb des Netzes nicht mehr gewährleistet werden, da die einzelnen Kanäle über unterschiedliche Vermittlungsstellen geführt werden können. Die Reihenfolge der Information kann nur noch im Endsystem wieder hergestellt werden. Wird diese Möglichkeit verwendet, so können die Verlustwahrscheinlichkeiten für breitbandige



A1, A2 Kanäle der Verbindung A

B1, B2 Kanäle der Verbindung B

Bei Verbindung A wird die Bitfolgeintegrität verletzt

Bild 2.7: Mehrkanal-Durchschaltung in RZR-Koppelnetzen

Rufe gesenkt werden. Dem gegenüber steht der Aufwand in den Endgeräten zur Wiederherstellung der Bitfolgeintegrität. Dazu ist nach dem Aufbau der Verbindung zuerst eine aufwendige End-zu-End Signalisierung notwendig, sowie eine dauernde Überwachung der Verbindung.

### 2.4.3 Bandbreitenmanagement

Werden bei der Suche nach freien Kanälen auf einer Zeitmultiplexleitung beim Verbindungsaufbau keine einschränkende Maßnahmen durchgeführt, so ist die Verlustwahrscheinlichkeit eines Rufes umso größer, je höher seine geforderte Bandbreite ist. Um die Verluste für Dienste mit unterschiedlichen Bandbreiten vorgegebenen Sollwerten besser anpassen zu können, müssen Bandbreitenzuteilungsstrategien bei der Belegung freier Kanäle eingeführt werden. Diese Strategien sowie ihre Auswirkungen auf die Leistungsgrößen der Verkehre mit unterschiedlichen Bandbreiten werden in Kapitel 4.2 beschrieben.

## 2.5 Schnelle Durchschaltevermittlung

Bei der schnellen Durchschaltevermittlung (engl. Fast Circuit Switching, FCS) wird einer Verbindung nur dann ein Kanal konstanter Bandbreite zugeordnet, wenn Nutzinformation übertragen werden soll. Die exklusive Nutzung eines Kanals wird aufgegeben. Wird dieses Verfahren zur Übermittlung von büschelförmigen Datenverkehren verwendet, können Übertragungs- und Vermittlungseinrichtungen besser ausgelastet werden. Am Zugang des FCS-Netzes sind Detektoren notwendig, welche die zu übermittelnde Nutzinformation erkennen und die Zuteilung eines durchgehend freien Kanales vom Ursprung bis zum Ziel veranlassen. Hierzu ist ein schnelles und leistungsfähiges Signalisiersystem notwendig.

Schon 1960 wurde ein solches Verfahren, das *Time Assignment Speech Interpolation* (TASI) Verfahren [13,29] für die analoge Sprachübertragung auf Transatlantik-Kabeln eingeführt. Beim TASI-Verfahren werden Sprachpausen erkannt, und die Übertragungsbandbreite wird während dieser Zeit einer anderen aktiven Sprachverbindung zugeteilt. Nach dem Erkennen einer Sprachaktivität muß beim Sender ein freier Kanal gesucht werden und dies dem Empfänger über einen schnellen Signalisierkanal mitgeteilt werden. Die in diesem Zeitraum entstehende Information wird verworfen. Dies führt bei kleiner Intervalldauer nur zu einer geringen Beeinträchtigung der Sprachqualität.

Aufbauend auf der oben genannten Grundidee wurde 1983 ein neues Konzept, das *Burst Switching* Verfahren [2,30] vorgestellt. Burst Switching ist nicht auf Übertragungsstrecken beschränkt, sondern wird auf ganze Netze angewandt. Die Informationen werden digital übermittelt. Zu Beginn einer neuen Verbindung erfolgt die Wegesuche. Die Verbindungsführung und die benötigte Bandbreite werden in allen durchlaufenen Vermittlungsstellen gespeichert. Jeder Verbindung wird ein virtueller Kanal (vgl. Kapitel 2.6) mit konstanter Bandbreite zugeordnet, der nur bei Informationsübermittlung aktiviert wird. Mit diesem Prinzip kann die Zeit zwischen dem Erkennen der Nutzinformation und dem Zuordnen eines durchgehend freien Kanals zur Verbindung gering gehalten werden. Die in dieser Zeit entstehende Information kann verworfen werden, falls es sich um Sprache handelt; Daten hingegen müssen zwischengespeichert werden.

Von den auf der Kanalvermittlung basierenden Prinzipien ist Fast Circuit Switching das beste Verfahren zur Integration von Diensten mit unterschiedlichen Bandbreiteneanforderungen und büschelförmigen Verkehrscharakteristiken. Es müssen jedoch folgende Probleme beachtet werden:

1. Beim FCS-Verfahren werden Kanäle konstanter Bandbreite nur dann einer Verbindung zugeordnet, wenn Nutzinformation übertragen werden soll. Durch Überbuchung (die Gesamtbandbreite aller akzeptierten Verbindungen ist höher als die tatsächliche Kapazität des Systems) kann ein FCS-System hoch ausgelastet und somit wirtschaft-

lich genutzt werden. Die Bandbreite für eine Verbindung wird zwar garantiert, es können jedoch zeitliche Verluste auftreten. Da die Ankünfte der Nutzinformationen normalerweise einem stochastischen Prozeß entstammen, kann die Gesamtbandbreite der aktiven Verbindungen die Systemkapazität übersteigen. In diesem Fall können nicht allen Verbindungen Übertragungskanäle zugeordnet werden. Die Informationen der nicht bedienten Verbindungen müssen entweder gespeichert oder verworfen werden.

2. Ein ähnliches Problem tritt beim Erkennen von ankommender Nutzinformation auf. Die Information, welche zwischen Beginn der Aktivitätsphase und dem Zuteilen eines Kanales entsteht, muß gespeichert oder verworfen werden. Für bestimmte Dienste, wie z.B. Sprache, sind Verluste tolerierbar, während bei anderen Diensten Verluste vermieden werden müssen. Daher sollte jeder Verbindung ein Indikator zugeordnet werden, der angibt, ob bei diesen Problemen Information verworfen werden kann oder gespeichert werden muß.
3. Wie oben erwähnt, sind bei verschiedenen Diensten Verluste tolerierbar, die jedoch Grenzwerte nicht überschreiten dürfen. Deshalb sind im Hochlastfall zusätzliche Vorkehrungen zu treffen. Um den Informationsverlust in Grenzen zu halten, sollten diese Dienste priorisiert behandelt werden.
4. Die Zeit zwischen dem Erkennen einer ankommenden Nutzinformation und der Zuteilung eines Kanales sollte sehr klein sein. Um dies zu erreichen, wird ein schnelles Signalisierungssystem mit neuen Protokollen, schnellen Übertragungskanälen und leistungsfähigen Prozessoren benötigt.
5. Ein zusätzlicher Signalisierungsaufwand entsteht für Dienste, die während der Verbindung die Bandbreite wechseln. Dies geschieht z.B. bei der Bildcodierung mit variabler Bitrate (engl. variable bit rate coding) [86]. Während der Bewegungsperiode ist der Bandbreitenbedarf hoch, da möglichst schnell viel Information übertragen werden muß. Dagegen ist in der Ruhephase der Bandbreitenbedarf geringer, da nur wenig Information übertragen werden muß.

## 2.6 Paketvermittlung

Die Paketvermittlung ist die gebräuchlichste Variante des in Kapitel 2.2 vorgestellten Prinzips der Teilstreckenvermittlung. Im Gegensatz zur Sendungsvermittlung wird bei der Paketvermittlung die Nachricht in kleine Blöcke (Pakete) aufgeteilt und jeder Block mit der notwendigen Adressinformation versehen. Obwohl bei jedem Paket ein Overhead entsteht, ist die Übermittlungszeit für eine Nachricht durch ein Netz geringer als bei der Sendungsvermittlung. Dieser und weitere Vorteile führten dazu, daß für die Datenkommunikation

heutzutage überwiegend das PS-Prinzip verwendet wird.

Die charakteristischen Merkmale der Paketvermittlungstechnik sind:

- Jedes Paket hat einen Kopf mit der notwendigen Information zur Identifikation und zur Wegebestimmung.
- Die Paketlänge ist variabel, aber durch einen Maximalwert begrenzt.
- Die Leitungen werden im Nachrichtenmultiplex betrieben, d.h. Pakete warten bis ihre Leitung frei ist und werden dann mit der maximal zur Verfügung stehenden Bandbreite übertragen.
- Auf einer Teilnehmeranschlußleitung können gleichzeitig viele Kommunikationsbeziehungen unterhalten werden.
- Durch die statistischen Eigenschaften des Datenverkehrs (Büschelförmigkeit) ist eine Überbuchung (vgl. Kapitel 2.5) bei Vermittlungs- und Übertragungseinrichtungen möglich. Somit können diese Systeme wirtschaftlicher genutzt werden.
- Mit einer speziellen Prozedur (z.B. High Level Data Link Control, HDLC [23]) werden die Übertragungsabschnitte in einem Netz überwacht. Übertragungsfehler werden erkannt und korrigiert. Daher kann von einer fehlerfreien Übertragung ausgegangen werden.
- Zur Anpassung der Geschwindigkeiten von Quelle und Senke werden Mechanismen der Datenflußsteuerung (engl. flow control) verwendet.
- Die Vermittlung der Datenpakete kann entweder *verbindungsorientiert* oder *verbindungslos* erfolgen.

## 2.6.1 Verbindungskonzepte

### 1. Verbindungslose Kommunikation (Datagramm)

Die Pakete werden autonom durch das Netz geschleust; deshalb muß in jedem Paketkopf die vollständige Ursprungs- und Zielinformation, sowie die Reihenfolgennummer enthalten sein. In jedem Vermittlungsknoten wird die Zielinformation ausgewertet, d.h. eine vollständige Wegesuche durchgeführt. Da die Pakete unabhängig voneinander durch das Netz übermittelt werden, kann die Reihenfolge der Information nicht sichergestellt und muß am Ziel wieder neu hergestellt werden. Die Datenflußsteuerung kann nur zwischen den Endgeräten erfolgen, im Netz sind hierzu keine Möglichkeiten vorhanden.

### 2. Verbindungsorientierte Kommunikation (virtuelle Verbindung)

Mittels speziellen Steuerpaketen wird zu Beginn einer Kommunikationsbeziehung eine

virtuelle Verbindung aufgebaut. Nur in dieser Phase ist die aufwendige *Wegesuche* (engl. routing) notwendig. Die virtuelle Verbindung ist durch virtuelle Kanäle (Abschnitte der virtuellen Verbindung) in Form von virtuellen Kanalnummern festgelegt. Pakete einer virtuellen Verbindung haben abschnittsweise immer die gleiche virtuelle Kanalnummer, und sie werden alle entlang des gleichen virtuellen Verbindungsweges übertragen. Dabei wird ein Paket aufgrund seiner virtuellen Kanalnummer vermittelt (engl. switching). In jeder Vermittlungsstelle wird die virtuelle Kanalnummer entsprechend der virtuellen Verbindung umgesetzt. Die notwendige Verknüpfungsbeziehung wurde bereits beim Verbindungsaufbau in einer Tabelle abgelegt. Für jede virtuelle Verbindung ist eine individuelle Datenflußkontrolle möglich. Ein weiterer Vorteil der virtuellen Verbindungen liegt in der automatischen Sicherung der Reihenfolge und in der automatischen Wiederholung von Paketen, die durch Fehler verlorengegangen sind.

### 2.6.2 Standardisierung

Der Datenaustausch zwischen Endgerät und PS-Netz wird in öffentlichen Systemen durch die Protokolle der Schichten 1 bis 3 des ISO-OSI Architekturmodells festgelegt. Für paketorientierte Endeinrichtungen hat sich die CCITT-Empfehlung X.25 [17] durchgesetzt. In X.25 wird nur noch die verbindungsorientierte Kommunikation empfohlen. Die Schicht 2 enthält funktionale und prozedurale Mittel für den Auf- und Abbau, sowie die Unterhaltung einer Verbindung auf einem Datenübertragungsabschnitt. Verkehrslenkung, Vermittlung, Auf- und Abbau von Verbindungen, sowie deren Überwachung, Multiplexen mehrerer virtueller Verbindungen und verbindungsindividuelle Flußsteuerung sind Funktionen, die zur Schicht 3 gehören.

Die im privaten Bereich eingesetzten LANs arbeiten häufig auch nach dem PS-Prinzip. Bei LANs wurde das ISO-OSI Architekturmodell leicht modifiziert; es sind nur die beiden untersten Schichten standardisiert. Schicht 2 wurde unterteilt in die Teilschicht 2a (engl. Media Access Control, MAC) und 2b (engl. Logical Link Control, LLC). Die LANs unterscheiden sich in der Schicht 2a, dem Zugriffsprotokoll auf das Übertragungsmedium [42,43,44]. Die Prozeduren für verbindungslose und verbindungsorientierte Kommunikation sind in der Schicht 2b festgelegt [41] und werden von allen LANs verwendet.

### 2.6.3 Dienstintegration mittels Paketvermittlung

Probleme bei der Dienstintegration gibt es bei Diensten mit sehr kritischen Realzeitanforderungen, weil die Wartezeiten in den Vermittlungsknoten lastabhängig sind und deshalb sehr stark schwanken können. Die in PS-Netzen verwendeten Protokolle sind sehr komplex



und beschränken die Leistungsfähigkeit der Paketvermittlungsknoten. Modernste Vermittlungsstellen, wie z.B. das System EWSP [40] können zwar 40 000 Pakete/s vermitteln, aber dies reicht noch nicht aus, um in einem PS-Netz Massenfernsprechverkehr zu ermöglichen. Die Übertragung paketierter Sprache auf LANs ist möglich, aber nicht für Massenanwendungen geeignet.

## 2.7 Asynchronous Transfer Mode

Die Vorteile des paketorientierten Übermittlungsprinzips sind:

- Vermittlung von stark büschelförmigen Diensten,
- Flexibilität bei den Bandbreitanforderungen der verschiedenen Dienste,
- einheitliche Netzarchitektur und
- wirtschaftliche Ausnutzung von Übertragungs- und Vermittlungseinrichtungen.

Sie führten ungefähr 1980 zu Überlegungen, dieses Verfahren so zu implementieren, daß die Integration aller Dienste in einem Netz möglich wird. In der *konventionellen* Paketvermittlungstechnik sind Protokollelemente teilweise in mehreren Schichten enthalten (z.B. Flußsteuerung in den Schichten 2, 3 und 4) und nicht alle Elemente sind bei jedem Dienst notwendig (z.B. Fehlerkorrektur bei Sprachübertragung). Deshalb werden bei der *neuen* Paketvermittlungstechnik innerhalb des Netzes nur noch wenige, einfache Protokollfunktionen verwendet, die größtenteils mittels Hardwarekomponenten realisiert werden können [60]. Funktionen zur Fehlerkorrektur, Reihenfolgesicherung usw. werden, für Dienste die es erfordern, in den Endgeräten wahrgenommen. Für diesen paketorientierten Übertragungsmodus gibt es verschiedene Varianten mit teilweise unterschiedlichen Bezeichnungen:

- Asynchronous Transfer Mode (ATM)
- Asynchronous Time Division (ATD)
- Fast Packet Switching (FPS)
- Wideband Packet Technology (WPT)

ATM ist ein neues Übermittlungsverfahren, bei dem die Information in Blöcken konstanter Länge übermittelt wird. Die Übermittlung basiert auf dem asynchronen Zeitmultiplexprinzip (engl. asynchronous time division). ATD wird oft mit dem Begriff ATM gleichgesetzt. FPS und WPT sind die konsequente Weiterentwicklung der konventionellen Paketvermittlungstechnik. Die Komplexität der bestehenden Protokollfunktionen wurde reduziert, so daß eine Protokollbearbeitung in Hardware möglich ist. In den Kapiteln 2.7.1 und 2.7.2 ist die historische Entwicklungen der beiden Begriffe Fast Packet Switching und Asynchronous Time Division dargestellt.

## 2.7.1 Fast Packet Switching

Die Begriffe *Fast Packet Switching* [85] und *Wideband Packet Technology* [70] wurden in den USA geprägt. Die Zielsetzung war, verschiedene Dienste in einem Netz zu integrieren und die Übertragungseinrichtungen besser auszulasten und somit wirtschaftlicher zu nutzen. FPS wurde ursprünglich nur für die Integration von Sprache und Daten entwickelt. Die Hauptmerkmale dieses Prinzips sind:

- In einem FPS-System kann die Kommunikation sowohl über Datagramme als auch über virtuelle Verbindungen abgewickelt werden.
- Die Paketlänge ist variabel, wobei der Paketaufbau ähnlich dem Rahmenformat des HDLC-Protokolls ist.
- Auf den Verbindungsabschnitten werden die Pakete gesichert übertragen. Es wird aber nur mit Fehlererkennung gearbeitet; ein gefälschtes Paket wird verworfen.
- Im Paketkopf ist ein Zeitstempel enthalten, der für die Bestimmung der Laufzeit durch das Netz dient.
- Durch die Vergabe von Prioritäten können Dienste im Netz unterschiedlich behandelt werden. Sprachpakete können erkannt, und im Hochlastfall das *bit dropping* Verfahren [70] angewandt werden. Bei diesem Verfahren wird bei hoher Last das niederwertigste Bit aller Abtastwerte, die in einem Paket enthalten sind, verworfen und damit die Paketlänge reduziert.
- An eine Vermittlungsstelle können Leitungen mit Geschwindigkeiten bis 1.5 Mbit/s angeschlossen werden.
- In den Vermittlungsknoten werden spezielle Verbindungsnetzwerke (z.B. Banyan Networks) eingesetzt, welche die gleichzeitige Vermittlung mehrerer Pakete ermöglichen. Zur Vermittlung wird häufig das *self routing* Prinzip eingesetzt, d.h. Pakete werden nur mit Hilfe eines lokalen, zusätzlichen Bitmusters durch das Verbindungsnetzwerk geschleust. Diese Funktion läßt sich leicht in Hardware implementieren.

Weitergehende Entwicklungen führten dazu, auch noch breitbandige Dienste, wie z.B. Bildkommunikation oder schnelle Datenkommunikation in ein integriertes Netz mit aufzunehmen. Dazu ist der Anschluß von breitbandigen Leitungen (150 Mbit/s) nötig. Für die Implementierung der Verbindungsnetzwerke müssen Halbleitertechnologien eingesetzt werden, welche diese schnellen Datenströme verarbeiten können. Der Durchsatz solcher Knoten muß im Bereich einiger Gbit/s liegen.

## 2.7.2 Asynchronous Time Division

Für die Übermittlung von breitbandigen Diensten (vor allem Bildkommunikation) wurde neben der Durchschaltvermittlung mit einer Bitrate von 140 Mbit/s [9] besonders in Frankreich das *Asynchronous Time Division* Prinzip [84] diskutiert. Erste Erfahrungen mit dieser Technik wurden bei CNET mit dem Labormodell PRELUDE gesammelt. Die Merkmale dieses Vermittlungsprinzips sind:

- Die Information wird in Paketen konstanter Länge (z.B. 16 Byte) übermittelt.
- Der Paketkopf (Länge z.B. 1 Byte) dient nur zur Unterscheidung der Information auf einer Multiplexleitung, sowie zur Vermittlung.
- Fehlererkennung, -korrektur, Flußsteuerung, Reihenfolgesicherung und Prioritätsmechanismen sind Aufgabe der Endgeräte.
- Für die Übermittlung wird das asynchrone Zeitmultiplexprinzip verwendet. Das Verfahren basiert auf einem Pulsrahmen konstanter Länge, der in gleichlange Zeitschlitze unterteilt ist. Die Größe eines Zeitschlitzes entspricht der Länge eines Paketes. Zeitschlitze werden nicht Verbindungen zugeordnet, sondern ein Paket wird im nächsten freien Zeitschlitz übermittelt.
- Die Kommunikation erfolgt verbindungsorientiert.
- Die Vermittlung, d.h. das Bestimmen der Ausgangsleitung und eine eventuelle Transformation des Paketkopfes, wird als reine Hardwarefunktion implementiert.
- Mit dieser Technik können Dienste mit unterschiedlichen Bandbreiten in einem System integriert werden.

## 2.7.3 Der Asynchrone Transfer Mode im Breitband-ISDN

Das CCITT beschäftigt sich in der Studiengruppe XVIII seit 1985 mit dem *Asynchronen Transfer Mode* (engl. Asynchronous Transfer Mode). 1988 wurde eine Empfehlung für das Breitband-ISDN (B-ISDN) [14] ausgegeben, die als Lösung das ATM-Prinzip vorschlägt. Das B-ISDN soll ein breites Spektrum von Audio-, Video- und Datenanwendungen unterstützen.

Im B-ISDN soll nur die verbindungsorientierte Kommunikation möglich sein. Die Information wird in Blöcken konstanter Länge (Zellen, engl. cells) übermittelt. Jede Zelle besteht aus einem Kopf (engl. header) und einem Informationsfeld (engl. user information field). Da die Normungsarbeiten bei CCITT noch im Gange sind, wurden für die Struktur und Bandbreite der Benutzer-Netz-Schnittstelle noch keine Entscheidungen getroffen.

Zellgröße, sowie Größe und Funktion des Zellkopfes sind inzwischen standardisiert worden (5 Byte Zellkopf und 48 Byte Informationsfeld).

### 2.7.4 Probleme des Asynchronen Transfer Mode

ATM eignet sich sehr gut zur Integration aller bekannten Dienste in einem Netz. Da es sehr flexibel ist, lassen sich auch zukünftige Dienste, die heute noch unbekannt sind, in dieses System integrieren. Bei aller Euphorie für ATM sollten aber die teilweise oder noch nicht gelösten Probleme beachtet werden:

- Die technologischen Voraussetzungen müssen geschaffen werden, um ATM kostengünstig realisieren zu können.
- Die Verzögerungen im Netz für Zellen einer Verbindung sind unterschiedlich (engl. jitter). Für synchrone Dienste müssen sie durch geeignete Maßnahmen in den Verkehrsenken wieder ausgeglichen werden.
- Ein ATM-System ist nicht verlustfrei. Vorgegebene Verlustwahrscheinlichkeiten im Netz dürfen nicht überschritten werden.
- Es müssen Kriterien geschaffen werden, die einen Ruf charakterisieren. Damit kann aufgrund einer geeigneten Strategie entschieden werden, ob ein Ruf angenommen oder abgelehnt wird (engl. call acceptance control).
- Der Informationsfluß innerhalb jeder Verbindung muß ständig überwacht werden (engl. source policing); d.h. die Parameter, welche die Quelle charakterisieren, müssen ständig überprüft werden. Bei Überschreitung der Grenzwerte muß das Netz regulierend eingreifen.

## 2.8 Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung

Bei den beiden Übermittlungsdiensten, Durchschalte- und Paketvermittlung mit ihren unterschiedlichen Varianten, treten bei der Dienstintegration Probleme auf. Um diese Probleme auf ein Minimum zu reduzieren, werden CS und PS in ein System integriert (hybride Vermittlung, engl. hybrid switching). Teledienste können auf dem am besten geeigneten Übermittlungsdienst aufgesetzt werden.

Anfang der siebziger Jahre erschienen die ersten Veröffentlichungen zum Thema CS/PS-Integration [63,89]. Zunächst beschränkte sich die Integration auf Übertragungsleitungen,

später wurde die CS/PS-Integration auch in LANs [31,24,36,54], HSLANs [12,45,5] und Vermittlungsknoten [1,7,11,49,83] angewandt.

### 2.8.1 Grundprinzip der CS/PS-Integration

Die Basis für die Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung ist ein periodischer Pulsrahmen konstanter Dauer. Der Rahmen wird in gleichgroße Zeitschlitze unterteilt, wobei die Rahmenstruktur ähnlich der des bekannten PCM-Rahmens ist.

Bild 2.8 listet die verschiedenen Strategien zur Anordnung des CS- und PS-Verkehrs im Pulsrahmen auf. Diese Integrationsprinzipien mit speziellen Implementierungsgesichtspunkten auf Übertragungsleitungen, in LANs und in Vermittlungsstellen werden in den folgenden Abschnitten ausführlich diskutiert.

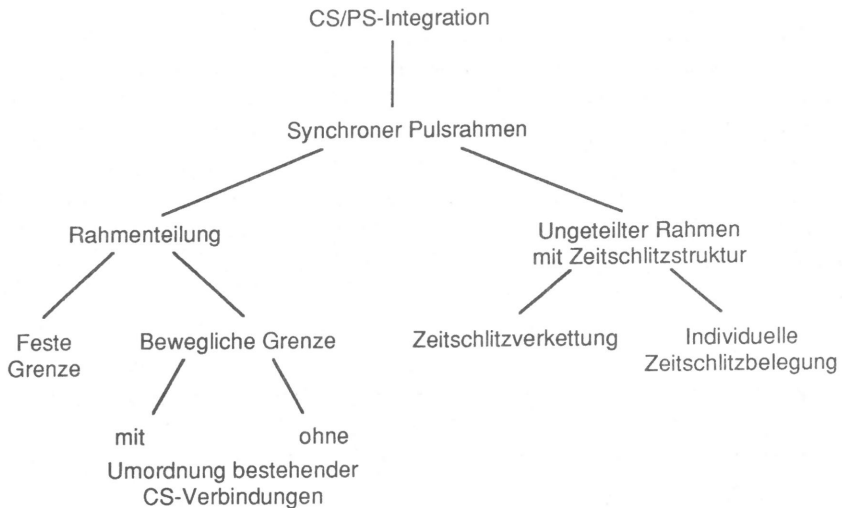


Bild 2.8: CS/PS-Integrationsprinzipien

Für den CS-Verkehr werden mittels eines Signalisierungsprotokolls Verbindungen auf- und abgebaut. Beim Verbindungsaufbau werden entsprechend der geforderten Bandbreite ein oder mehrere Zeitschlitze der Verbindung zugeteilt. Die Verbindung benutzt während der gesamten Dauer immer den oder die gleichen Zeitschlitze im Rahmen. Somit steht ihr die Bandbreite zur exklusiven Nutzung zur Verfügung. Die Restbandbreite, d.h. der Teil der nicht vom CS-Verkehr benutzt wird, kann teilweise oder ganz vom PS-Verkehr benutzt werden. Dies wird entscheidend durch das verwendete Integrationsprinzip beeinflusst.

Bei der CS/PS-Integration müssen vor der Implementierung einige wichtige Fragen entschieden werden:

1. Welches Integrationsprinzip wird verwendet? Die verschiedenen Integrationsmöglichkeiten haben zum einen unterschiedliche Leistungsmerkmale, zum anderen unterscheiden sie sich im Implementierungs- und Verwaltungsaufwand.
2. Welche Bandbreiten sollen für den CS-Verkehr möglich sein? Höhere Bandbreiten werden durch die Verwendung mehrerer Zeitschlitzze realisiert. Es muß die Bandbreite des Grundkanals festgelegt werden.
3. Welche Zeitschlitzgröße wird verwendet? Je länger ein Zeitschlitz ist, desto größer ist die Übermittlungszeit für den CS-Verkehr.

### 2.8.2 Rahmenteilung mit fester Grenze

Die CS/PS-Integration läßt sich leicht durchführen, wenn der Pulsrahmen zweigeteilt wird und der eine Teil dem CS-Verkehr, der andere Teil dem PS-Verkehr zur Verfügung gestellt wird. Bei dem hier beschriebenen Prinzip ist die Grenze zwischen CS- und PS-Verkehr starr (Bild 2.9). Während der Systeminitialisierung wird die Lage der Grenze festgelegt und kann danach nicht mehr verändert werden. Jeder Verkehrsart ist durch die starre Teilung ein konstanter Betrag der Gesamtbandbreite zugeteilt. Die Verwaltung der beiden Teile erfolgt getrennt. Im CS-Teil ist die Zeitschlitzstruktur für die Zuordnung von Zeitschlitz zur Verbindung notwendig, wohingegen im PS-Teil eine Zeitschlitzzeinteilung nicht erforderlich ist.

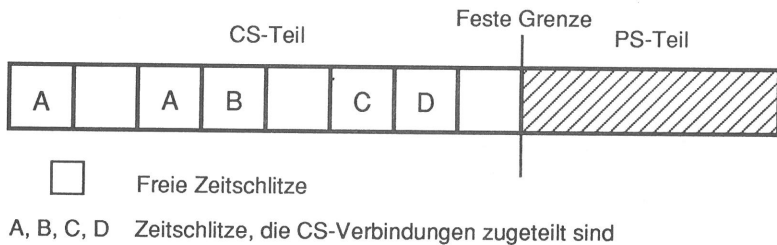


Bild 2.9: CS/PS-Integration mit fester Grenze

Der Vorteil dieser Implementierung ist die einfache und unabhängige Steuerung der beiden Teilsysteme. Dem gegenüber steht jedoch der Nachteil, daß die Bandbreite bei sich ändernden Belastungen schlecht ausgenutzt werden kann. Zeitschlitzze im CS-Teil, die nicht belegt sind, können nicht vom PS-Verkehr verwendet werden. Ebenso kann unbenutzte Bandbreite im PS-Teil nicht von neuen CS-Verbindungen verwendet werden.

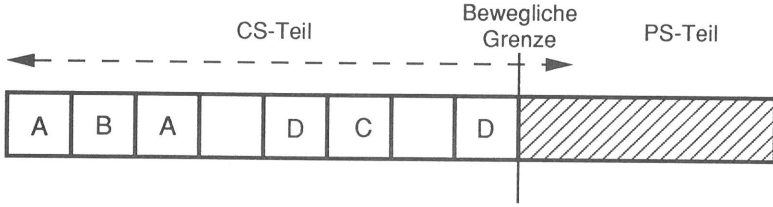
Wie bereits in Kapitel 2.8.1 erwähnt, wird für den Auf- und Abbau von CS-Verbindungen ein Signalisierungsprotokoll verwendet. Die Protokollimplementierung erfolgt auf einem separaten Signalisierkanal. In LANs ist es notwendig, für diesen Kanal einen Anteil der Bandbreite des Pulsrahmens zu reservieren, der dann ausschließlich für die CS-Signalisierung verwendet wird. Bei der Übertragung von PS-Nachrichten ist ebenfalls ein Protokoll notwendig. Es wird zur Kennzeichnung von Paketanfang und -ende benötigt. In einem verteilten System (z.B. LAN) muß das Protokoll zusätzlich noch den Zugriff auf die PS-Bandbreite regeln, d.h. welche Station im PS-Teil ein Paket senden darf. Hierzu kann eines der bekannten LAN-Zugriffsverfahren benutzt werden (z.B. Token-Passing Prinzip).

### 2.8.3 Rahmenteilung mit variabler Grenze

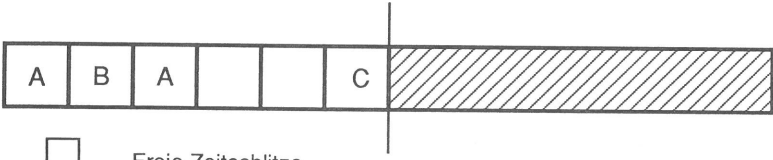
Eine Verbesserung der Bandbreitenausnutzung wird durch eine verschiebbare Grenze zwischen CS- und PS-Teil erreicht (Bild 2.10). Der PS-Teil beginnt immer nach dem letzten vom CS-Verkehr belegten Zeitschlitz. Endet ein CS-Ruf, so kann die Grenze verschoben werden, falls die direkt vor dem PS-Teil liegenden Zeitschlitze frei werden. Die Kapazität für den PS-Verkehr wird somit größer. Werden am Ende einer CS-Verbindung jedoch nur Zeitschlitze innerhalb des CS-Teils frei, so kann diese Bandbreite nicht vom PS-Verkehr ausgenutzt werden und es entstehen Lücken. Bei einem neuen CS-Ruf werden so lange wie möglich Lücken im CS-Teil gefüllt. Sind keine Lücken im CS-Teil vorhanden, so wird, falls noch möglich, die Grenze verschoben. Prinzipiell kann dem CS-Verkehr die gesamte Bandbreite des Rahmens zugeteilt werden. Aber um für den PS-Verkehr akzeptable Verzögerungen zu erhalten, sollte dem CS-Verkehr eine maximale Anzahl an Zeitschlitzen zur Verfügung gestellt werden, die kleiner als die Gesamtzahl der Zeitschlitze des Rahmens ist.

Eine weitere Leistungssteigerung wird durch Umordnung bestehender CS-Verbindungen erzielt (Bild 2.11). Am Ende einer CS-Belegung wird geprüft, ob im CS-Teil Lücken entstehen. Aufgebaute CS-Verbindungen werden so umgeordnet, daß alle Lücken verschwinden. Damit sind die vom CS-Verkehr belegten Zeitschlitze immer zusammenhängend. Mit diesem Integrationsprinzip ist eine optimale Auslastung des Rahmens möglich.

Gegenüber dem Verfahren mit fester Grenze ist der Implementierungsaufwand gestiegen, da die Grenze während des Betriebes markiert und verschoben werden muß. Relativ einfach kann die Grenze gekennzeichnet werden, indem ihre Lage in einem Zeitschlitz am Rahmenanfang festgelegt wird. Probleme entstehen beim Verschieben der Grenze in einem verteilten System, in dem der Pulsrahmen synchron umläuft (z.B. Ring-LAN). Sie muß so verschoben werden, daß die empfangende Einheit das Datenpaket in seiner Originallänge empfängt. Werden 2 Grenzen, eine Schreib- und eine Lesegrenze verwendet, so kann dieses Problem gelöst werden. Ändert sich die Bandbreite für den PS-Verkehr, so wird die Schreib-



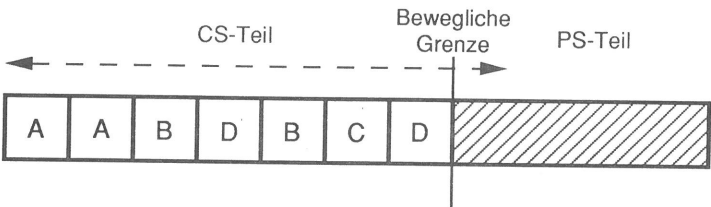
Nach Abbau von Verbindung D



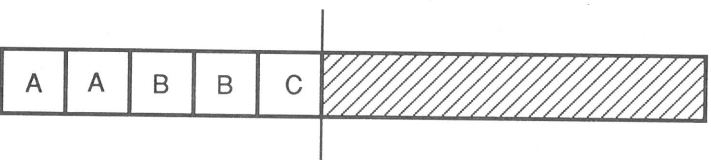
Freie Zeitschlitz

A, B, C, D Zeitschlitz, die CS-Verbindungen zugeteilt sind

Bild 2.10: CS/PS-Integration mit variabler Grenze



Nach Abbau von Verbindung D



A, B, C, D Zeitschlitz, die CS-Verbindungen zugeteilt sind

Bild 2.11: CS/PS-Integration mit variabler Grenze und Umordnung bestehender Verbindungen



grenze von der Station, welche die CS-Verbindungen verwaltet, an die neue Stelle gesetzt. Diejenige Station, die im Besitz der Zugriffsberechtigung auf die PS-Bandbreite ist, setzt dann die Lesegrenze auf die Schreibgrenze. Mit diesem Verfahren ist sichergestellt, daß die empfangende Station ihre Daten erhält, nicht mehr und nicht weniger. Bei Vergrößerung des CS-Bereiches können die neuen CS-Zeitschlitzte erst dann verwendet werden, wenn die Schreibgrenze gleich der Lesegrenze ist.

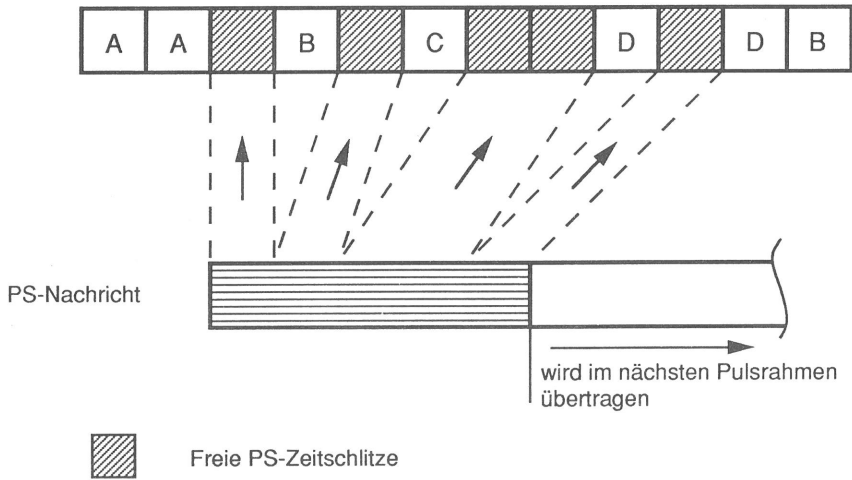
Soll der Pulsrahmen optimal ausgelastet werden, entsteht ein zusätzlicher Aufwand durch das Umordnen bestehender CS-Verbindungen. Hierzu ist ein erheblicher Signalisierungsaufwand nötig. Zum einen muß die Zeitschlitzintegrität bei Mehrkanal-Verbindungen garantiert werden, zum anderen muß sichergestellt werden, daß sich die Kommunikationspartner auf die neu zugeteilten Zeitschlitzte richtig und gleichzeitig aufsynchronisieren.

## 2.8.4 Zeitschlitzverkettung

Eine optimale Auslastung des Pulsrahmens ohne den Aufwand der Umordnung bestehender CS-Verbindungen ist möglich, falls der gesamte Rahmen in Zeitschlitzte unterteilt wird und CS-Verbindungen beliebige Zeitschlitzte im Rahmen belegen können. Der CS-Verkehr wird nur durch die maximal zur Verfügung stehende Bandbreite eingeschränkt, die im allgemeinen kleiner als die Gesamtbandbreite des Rahmens ist. Die restlichen, nicht vom CS-Verkehr verwendeten Zeitschlitzte, stehen dem PS-Verkehr zur Verfügung und werden zu *einem* resultierenden PS-Kanal zusammengefaßt. Der PS-Verkehr wird somit vom CS-Verkehr unterbrochen. Bild 2.12 zeigt dieses CS/PS-Integrationsprinzip.

Durch die flexible Zuordnung der Zeitschlitzte kann die Aufteilung der Bandbreiten für CS- und PS-Verkehr immer den aktuellen Belastungssituationen optimal angepaßt werden. Der Aufwand hierfür ist eine Kennung pro Zeitschlitz, die angibt, ob der Zeitschlitz einer CS-Verbindung zugeordnet ist oder aber dem PS-Verkehr zur Verfügung steht.

Wird dieses Verfahren in einem Ringsystem verwendet so tritt ein ähnliches Problem auf wie beim Verfahren mit verschiebbarer Grenze. Beim Abbau einer CS-Verbindung werden die frei werdenden Zeitschlitzte dem PS-Kanal zugeteilt. Die Daten in diesen Zeitschlitzten sind jedoch noch nicht gültig, sondern erst nachdem die sendende Ringstation die Zeitschlitzte mit PS-Daten beschrieben hat. Es wird eine zweite Kennung pro Zeitschlitz benötigt, die der empfangenden Station anzeigt, ob die Daten im PS-Zeitschlitz gültig sind oder nicht. Soll eine neue CS-Verbindung aufgebaut werden, so müssen ihr Zeitschlitzte zugeteilt werden, die aber noch dem PS-Kanal zugeordnet sind. Eine weitere Kennung pro Zeitschlitz gibt an, ob der Zeitschlitz im nächsten Umlauf vom CS-Verkehr verwendet wird, und damit nicht mehr mit neuen PS-Daten beschrieben werden darf. Diese Kennung wird von der Station gesetzt, welche die CS-Verbindungen verwaltet und von der sendenden Station



A, B, C, D Zeitschlitz, die CS-Verbindungen zugeteilt sind

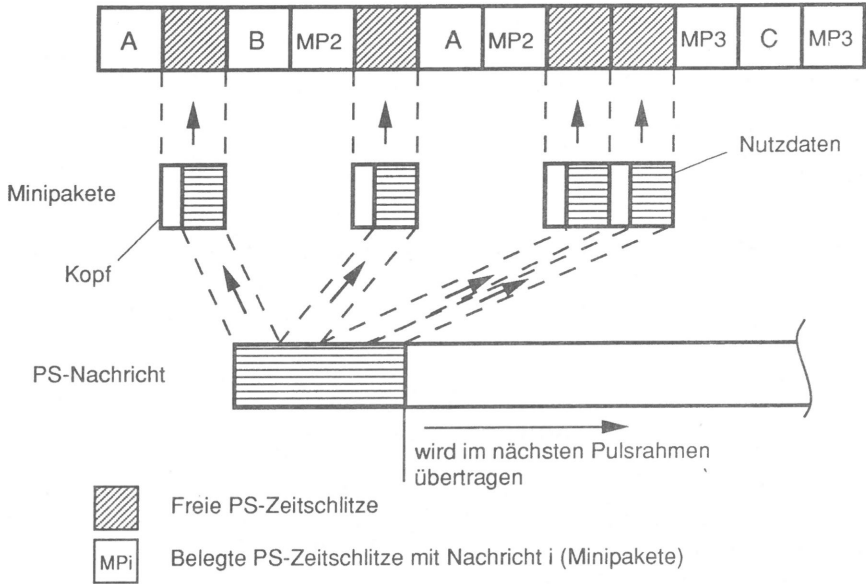
Bild 2.12: CS/PS-Integration mit Zeitschlitzverkettung

ausgewertet.

### 2.8.5 Individuelle Zeitschlitzbelegung

In [36,37] ist ein weiteres Verfahren zur CS/PS-Integration beschrieben, das auf einem Pulsrahmen mit durchgängiger Zeitschlitzstruktur basiert. CS-Verbindungen können beliebig im Rahmen angeordnet sein; die Restbandbreite bildet jedoch keinen einheitlichen Paketkanal mehr. Die freien Zeitschlitz können mit individuell adressierten Paketeinheiten (Minipaketen) gefüllt werden. Minipakete entstehen durch Aufspalten eines langen Paketes in kleine Einheiten, wobei jede Einheit mit einem zusätzlichen Kopf versehen wird. Jedes der Minipakete füllt genau einen Zeitschlitz (Bild 2.13).

Dieses Verfahren wurde in [36] auf ein Ring-LAN angewandt, bei dem der Pulsrahmen synchron umläuft. Pro Zeitschlitz sind zwei Kennungen vorhanden; die eine zeigt an, ob der Zeitschlitz dem CS- oder PS-Verkehr zur Verfügung steht, die andere Kennung legt die Gültigkeit der Daten im Zeitschlitz fest. Eine Station, die ein Minipaket senden möchte, wartet, bis sie einen freien Zeitschlitz am Ring erkennt. In diesen Zeitschlitz schreibt sie ihr Minipaket und setzt die Daten gültig. Die empfangende Station nimmt das Minipaket vom Ring und gibt den Zeitschlitz frei. Hat sie jedoch selbst ein Minipaket zu senden, so kann sie den Zeitschlitz sofort wieder benutzen. Damit eine Station einen gelesenen Zeitschlitz



A, B, C Zeitschlitz, die CS-Verbindungen zugeteilt sind

Bild 2.13: CS/PS-Integration mit individueller Zeitschlitzbelegung

freischalten, bzw. mit einem eigenen Minipaket füllen kann, ist eine hinreichend große Verzögerung pro Station notwendig. Während eines Umlaufes kann also ein Zeitschlitz von mehreren Minipaketen verwendet werden.

Beim Aufbau einer neuen CS-Verbindung gibt es zwei Möglichkeiten zur Belegung neuer CS-Zeitschlitz:

1. Diejenige Station, welche die CS-Verbindungen verwaltet, kennzeichnet eine für die neue Verbindung notwendige Anzahl an freien PS-Zeitschlitz als CS-Zeitschlitz. Im Hochlastfall kann es eventuell sehr lange dauern, bis die neue Verbindung aufgebaut werden kann.
2. Wird in jedem Zeitschlitz ein zusätzlicher Indikator eingeführt, der belegte PS-Zeitschlitz für die neue CS-Verbindung reserviert, so kann das oben beschriebene Problem umgangen werden. Dieser Indikator wird von der Station gesetzt, welche die CS-Verbindung verwaltet.

Untersuchungen haben gezeigt, daß selbst bei unsymmetrischen Lastverteilungen der zusätzliche Aufwand zur Bildung von Minipaketen durch die Möglichkeit der Mehrfachausnutzung überkompensiert wird. Ein Vergleich der verschiedenen CS/PS-Integrationsverfahren

bezüglich Aufwand und Leistungsfähigkeit für ein Ring-LAN ist in [37] enthalten. Es wurde darin gezeigt, daß das Minipaket-Verfahren den höchsten Durchsatz und die geringsten Wartezeiten für paketierte Nutzdaten erreicht.

## 2.9 Systemlösungen

Die heutzutage für den innerbetrieblichen Bereich zur Verfügung stehenden Kommunikationssysteme basieren überwiegend auf der Durchschalte- oder Paketvermittlung. Von einigen Ausnahmen abgesehen sind die anderen Vermittlungsverfahren nur in Labormodellen implementiert.

### 2.9.1 CS-Nebenstellenanlagen

Von vielen Herstellern gibt es seit einigen Jahren schon ISDN-fähige Nebenstellenanlagen. In diese Systeme lassen sich verschiedene Sprach-, Text- und Datendienste mit einer Bandbreite bis 64 kbit/s integrieren. Zunächst wurden im ISDN nur Dienste angeboten, die nach dem Prinzip der Durchschaltvermittlung abgewickelt werden. Im Rahmen des weiteren Ausbaus sollen zusätzlich paketvermittelte Dienste angeboten werden. In [6] ist ein Konzept enthalten, das den Anschluß paketorientierter Endgeräte an eine ISDN-fähige Nebenstellenanlage, sowie die eigentliche Paketvermittlung in der PBX beschreibt. ISDN-fähige Nebenstellenanlagen werden zwar für viele Anwendungen ausreichen, jedoch bieten sie keine optimale Lösung für die Integration unterschiedlicher Dienste.

### 2.9.2 PS-Vermittlungssysteme

Aus den Bedürfnissen der Rechnerkommunikation herrührend entstanden LANs, die auf dem Prinzip der Paketvermittlung basieren. LANs werden häufig nur für die Text- und Datenkommunikation verwendet. Für die Zugriffsverfahren *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection* (CSMA/CD) [42], *Token-Bus* [43] und *Token-Ring* [44] wurden von IEEE allgemeingültige Standards geschaffen. Diese Standards decken den Geschwindigkeitsbereich bis zu 16 Mbit/s ab. Inzwischen wurde von ANSI ein neuer Standard (FDDI) [4] für ein LAN mit einer Geschwindigkeit von 100 Mbit/s verabschiedet. *Fiber Distributed Data Interface* (FDDI) besteht aus einem Ring-Netzwerk. Als Übertragungsmedium wird eine Glasfaser verwendet; der Zugriff auf dieses Medium wird durch ein Token-Passing Protokoll geregelt.

Prinzipiell kann Sprachkommunikation in paketierte Form auf diesen LANs durchgeführt werden, jedoch haben Untersuchungen gezeigt, daß im niedrigen Geschwindigkeitsbereich

eine breite Anwendung der Sprachkommunikation nicht sinnvoll ist [82]. Eine theoretische Untersuchung über die Sprachintegration auf dem Hochgeschwindigkeitsnetz FDDI ist in [79] dargestellt. In diesem Beitrag wird gezeigt, daß unter Berücksichtigung spezieller Codier- und Paketierverfahren über 800 Sprachverbindungen bei gleichzeitigem Datenverkehr möglich sind. Untersuchungen zu Bildübertragungen sind Gegenstand derzeitiger Studien. Bisher sind noch keine Implementierungen von FDDI bekannt, die alle diese Dienste umfassen.

1975 wurde bei den Bell Laboratories ein Paketvermittlungsknoten speziell für den innerbetrieblichen Bereich entwickelt und implementiert [28]. Dieser Knoten, DATAKIT genannt, besteht aus einem Bussystem mit mehreren Modulen für den Anschluß von Endgeräten und Verbindungsleitungen, einem Modul zur Takterzeugung und einem Modul für die eigentlichen Vermittlungsaufgaben. In DATAKIT ist nur die verbindungsorientierte Kommunikation mittels virtuellen Verbindungen möglich. Das Netz enthält nur noch diejenigen Protokollfunktionen, die zur Vermittlung unbedingt erforderlich sind (vgl. Kapitel 2.7). Flußkontrolle und Fehlerkorrektur sind auf End-zu-End Basis möglich. Durch diese Vereinfachungen konnte ein Knotendurchsatz von 42 000 Pakete/s bei konstanter Paketlänge von 153 Bit erzielt werden. Außer der Datenkommunikation ist in diesem System auch die Sprachkommunikation in kleinem bis mittlerem Umfang möglich [22]. Untersuchungen zur Bildkommunikation in DATAKIT sind bisher nicht bekannt.

### 2.9.3 ATM-Vermittlungssysteme

ATM ist eine neue, sich noch im Entwicklungs- und Forschungsstadium befindliche Vermittlungstechnik. Überall auf der Welt wird in den Forschungslaboratorien an dieser Technik gearbeitet. Bei CCITT wurde eine erste Empfehlung [14] für das B-ISDN erstellt, das nach dem ATM-Prinzip arbeitet. Endgültige Festlegungen sind noch nicht vereinbart worden. Detaillierte Empfehlungen sollen erst in der laufenden Studienperiode bis 1992 erarbeitet werden.

In den Forschungseinrichtungen der Telekommunikationsindustrie entstehen zur Zeit Labormodelle für die ATM-Technik, deren Zweck es hauptsächlich ist, die neue Technik zu erproben. Eines der bekanntesten und ältesten Laborsysteme ist PRELUDE [84], das bei CNET in Frankreich entwickelt worden ist. Die Einführung von ATM in der öffentlichen Technik ist zwar für 1995 geplant, aber mit einer breiten Verfügbarkeit der ATM-Technik ist erst Ende dieses Jahrhunderts zu rechnen.

In den USA wurde die Wideband Packet Technology entwickelt. Diese Technik arbeitet auch paketorientiert und kann zur Integration von Sprach-, Text- und Bildkommunikation verwendet werden. Nach der Erprobung dieser Technik im Labor wurde in Kalifornien ein

Feldversuch im öffentlichen Netz gestartet [3].

## 2.9.4 CS/PS-integrierende Vermittlungssysteme

In den letzten Jahren haben verschiedene Forschungseinrichtungen an der Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung gearbeitet. Meist wurden Kommunikationssysteme für den innerbetrieblichen Bereich, entweder lokale Netze oder Vermittlungsknoten konzipiert, entwickelt und untersucht.

Bereits 1976 erschien in [49] ein Vorschlag für die CS/PS-Integration in einem Vermittlungsknoten. Der Knoten wurde als Bussystem mit unterschiedlichen Modulen entworfen. Über Anschlußmodule sind Teilnehmer- und Verbindungsleitungen an den Bus angeschlossen. Die CS-Kommunikation erfolgt direkt zwischen den Anschlußmodulen, wohingegen für den PS-Verkehr zur Speicherung der Pakete zusätzliche Module verwendet werden.

Ebenfalls als unidirektionales Bussystem ist der in [7] beschriebene Knoten konzipiert. Pakete werden, im Gegensatz zum oben beschriebenen Konzept, direkt von einem Anschlußmodul über den Bus zum anderen Modul transportiert.

Bei den Bell Laboratories in den USA entstand ein Knotenkonzept, das aus zwei Schieberegistern mit entgegengesetzter Schieberichtung, mehreren Anschlußeinheiten und einer zentralen Überwachungseinheit besteht [11]. Die CS/PS-Integration basiert auf einem Verfahren, das dem in Kapitel 2.8.5 sehr ähnlich ist. Der Zugriff auf die Schieberegister wird durch ein spezielles Protokoll geregelt, das in [11] beschrieben ist. Weiterentwicklungen dieses Zugriffspotokolls führten zum System QPSX [12], das als Vermittlungsknoten, LAN oder MAN (Metropolitan Area Network) verwendet werden kann. Das System soll in der Lage sein, mehr als 1 Gbit/s zu vermitteln.

Ein neues Konzept für einen CS/PS-Hochleistungsknoten mit einem Gesamtdurchsatz von 5 Gbit/s wurde in Japan entworfen [83]. Der Knoten besteht aus mehreren Hochgeschwindigkeitsringen, an die Module mit verschiedenen Aufgaben (Anschluß von Teilnehmerleitungen oder Verbindungsleitungen, Knotenüberwachung, usw.) angekoppelt sind. Jedes Modul hat die Möglichkeit, auf jeden beliebigen Ring zuzugreifen.

Seit einigen Jahren gibt es Projekte, welche die CS/PS-Integration in LANs untersuchen. In [37] ist neben dem Vergleich unterschiedlicher Integrationsverfahren für ein Ringsystem auch eine Laborimplementierung beschrieben. In Frankreich wurde das System CARTHAGE [31] entwickelt, das ebenfalls ein Ringsystem ist. Dieses System arbeitet mit einem geteilten Pulsrahmen, bei dem die Grenze während der Initialisierungsphase festgelegt wird. CS/PS-Ringsysteme mit optischer Übertragungsstrecke wurden in den Labors bei Philips [54] und Siemens [24] aufgebaut. Die Bandbreite dieser LANs liegt im Bereich

von 8 bis 32 Mbit/s.

Inzwischen gibt es einige Konzepte für die Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung in Hochgeschwindigkeitsnetzen (größer 100 Mbit/s). Die bekanntesten Systeme sind FDDI-II [5] und DQDB [45]. FDDI-II ist ein Ringsystem, das als PS-Zugriffsprotokoll ein Token-Passing Protokoll verwendet. DQDB ist eine Weiterentwicklung des Systems QPSX, welches aus 2 unidirektionalen Bussen besteht, auf denen CS- und PS-Verkehr integriert werden. Beide Systeme verwenden als Übertragungsmedium Lichtwellenleiter.

Für CS/PS-LANs gibt es zwar einige Laborimplementierungen, jedoch keinen einheitlichen Standard. In verschiedenen Normungsgremien wird daran gearbeitet, eine einheitliche Empfehlung für die CS/PS-Integration in HSLANs zu erstellen.

## Kapitel 3

# Ein neues Verfahren zur Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung im lokalen Bereich

### 3.1 Gesamtkonzept

#### 3.1.1 Entwicklungstendenzen in der innerbetrieblichen Kommunikation

Mit der Einführung des ISDNs im privaten Bereich stehen dem Benutzer neben dem Fernsprechen auch Möglichkeiten der Bild-, Daten- und Textkommunikation zur Verfügung. Die Sprachkommunikation wurde durch zahlreiche Dienstleistungsmerkmale erweitert. Ein weiterer Vorteil ist, daß bei der Implementierung des ISDNs im innerbetrieblichen Bereich die bestehende Infrastruktur ausgenutzt werden kann, so daß eine Neuverkabelung nicht notwendig ist. Für sehr viele Anwendungen sind die Möglichkeiten, die das ISDN in seiner jetzigen Form schon bietet, ausreichend.

Inzwischen haben neue Entwicklungen in der Informationsbe- und -verarbeitung dazu geführt, daß an speziellen Arbeitsplätzen neue, leistungsfähige Rechensysteme eingesetzt werden. Diese Systeme, die sogenannten *Workstations*, haben die Leistungsfähigkeit früherer Großrechner. Neben der hohen Rechenleistung besitzen sie eine relativ große Speicherkapazität, graphische Ein- und Ausgabe, sowie zunehmend Sprachein- und -ausgabe.

Bei größeren Aufgaben kann der gleichzeitige Einsatz mehrerer solcher Systeme erforderlich sein. Daraus resultiert das Bedürfnis nach Möglichkeiten der Kommunikation zwischen den Workstations. Daneben benötigen diese Systeme, trotz ihrer Leistungsfähigkeit, zusätzlich



noch zentrale Einrichtungen, wie spezielle Ausgabegeräte (z.B. hochwertige Drucker und Plotter), sehr große Massendatenspeicher, sowie Daten- und Methodenbanken. Auch sollten Workstations die Möglichkeit haben, über öffentliche Netze mit anderen Systemen zu kommunizieren. Um all dies zu ermöglichen, ist ein neues, flexibles und leistungsfähiges Kommunikationssystem nötig. Die Anforderungen können von dem heute im Einsatz befindlichen ISDN nicht erfüllt werden.

### 3.1.2 Konzept eines zukünftigen Kommunikationssystems

Ausgehend von dem in Kapitel 3.1.1 beschriebenen Entwicklungstrend wurde ein Konzept für ein neues, flexibles und leistungsfähiges Kommunikationssystem entwickelt. Da das Verkehrsaufkommen und die Nutzung neuer Dienste unbekannt und schlecht vorhersehbar sind, soll neben den Diensten, die im ISDN vorhanden sind, zusätzlich

- Durchschaltvermittlung mit variabler Bandbreite für den Massendatentransfer oder die Bildübermittlung, sowie
- Paketvermittlung mit hoher Durchsatzrate für dialogorientierte Anwendungen

möglich sein.

Bild 3.1 zeigt die Struktur des neuen Kommunikationssystems für den privaten Bereich. Die wesentlichen Grundideen für das neue Konzept sind:

- Da sich die Kommunikationsbedürfnisse der Workstations zum großen Teil auf einen räumlich eng begrenzten Bereich, wie z.B. eine Abteilung oder ein Universitätsinstitut beschränken, werden dort kleine, leistungsfähige Teilnetze (*CS/PS-Ringsysteme*) neu installiert.
- Für die Masse der Benutzer werden auch in Zukunft die normalen ISDN-Kommunikationsdienste genügen. ISDN-Endgeräte, sowie andere einfache CS- oder PS-Endgeräte werden über bestehende Teilnehmerleitungen an zentrale Vermittlungsknoten angeschlossen. Falls erforderlich können auch Workstations direkt an den zentralen Knoten angeschlossen werden. Weitere Aufgaben des Knotens sind die Verbindung der Teilnetze untereinander, sowie die Verbindung von Teilnetzen mit Endsystemen, die am Knoten angeschlossen sind. Alle diese Möglichkeiten können aber nur von einem sehr leistungsfähigen Vermittlungssystem erfüllt werden, in dem Durchschalt- und Paketvermittlung integriert sind (*CS/PS-Knoten*).
- In größeren Bereichen werden mehrere CS/PS-Knoten eingesetzt, die maschenförmig über schnelle CS/PS-Verbindungsleitungen (z.B. Glasfaserstrecken) verbunden sind (*CS/PS-Links*).

- Nur von einem Knoten wird die Netzkoppeleinheit erreicht, welche den Zugang zu den verschiedenen öffentlichen Netzen (ISDN, Datex-P, usw.) ermöglicht.

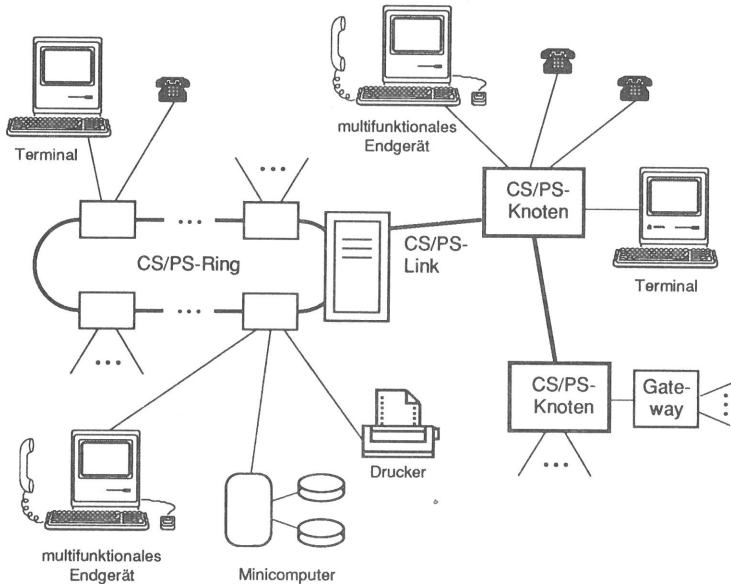


Bild 3.1: Netzkonzept für den innerbetrieblichen Bereich

### 3.1.3 Vorteile des neuen Systemkonzeptes

Dieses neue Systemkonzept läßt sich gut in die bestehende Infrastruktur einfügen. Eine Neuverkabelung ist nur dort notwendig, wo leistungsfähige Arbeitsplatzsysteme miteinander kommunizieren müssen. Die Masse der Endgeräte benutzt hingegen bestehende Teilnehmerleitungen.

Ein Teil des Datenverkehrs kann lokal in den Ringnetzen abgewickelt werden, so daß nur Daten von und zu Endsystemen außerhalb des Rings im Knoten vermittelt werden müssen. Durch diese dezentrale Vermittlung werden die zentralen Vermittlungseinheiten entlastet.

Da die Komponenten Ringsystem, Knoten und Link Durchschaltvermittlung mit variabler Bandbreite und Paketvermittlung mit hohem Durchsatz ermöglichen, werden die dienstspezifischen Vermittlungsverfahren (CS und PS) beibehalten. In den Endgeräten sind somit keine zusätzlichen Anpassungsmodule notwendig. Sie können einfach und kostengünstig realisiert werden.

Ein weiterer Vorteil dieses Konzeptes ist die dynamische Anpassung der Systemressourcen an die momentane Verkehrsbelastung. Dadurch können Betriebsmittel sehr gut ausgelastet und gute Verkehrsgütern für die verschiedenen Verkehre erreicht werden.

Der gesamte Verkehr von und zu den verschiedenen öffentlichen Netzen wird über eine Netzkoppeleinheit geführt. Somit können sämtliche Protokollanpassungen zentral durchgeführt werden.

### 3.1.4 Systemkomponenten

Bisher gibt es nur eine Arbeit, in der das Ringsystem untersucht wird [37]. Das LAN wurde für den Geschwindigkeitsbereich von 10 Mbit/s konzipiert, da dies im vorgesehenen Einsatzbereich genügt. In [37] ist eine ausführliche Beschreibung verschiedener CS/PS-Integrationsmöglichkeiten für das Ringsystem, sowie die Leistungsuntersuchungen dieser Verfahren enthalten. Ebenso wird in dieser Arbeit die Implementierung des Systems unter Berücksichtigung spezieller Randbedingungen (Standardbauteile, Fädertechnik, usw.) beschrieben.

Zu der Netzkoppeleinheit gibt es bisher keine Untersuchungen. Dies könnte Gegenstand einer weiteren Arbeit sein, wobei dann aber neue Systeme wie CS/PS-HSLANs und ATM-Netze mit berücksichtigt werden sollten.

Für die Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung auf den Links können die in Kapitel 2.8 beschriebenen Verfahren angewandt werden. Spezielle Untersuchungen hierzu wurden nicht durchgeführt.

In dieser Arbeit soll nun der CS/PS-Knoten detailliert betrachtet werden. Hierzu werden Fragen der Architektur, der Leistungsfähigkeit (CS- und PS-Verkehr), sowie der Implementierung aufgegriffen und behandelt.

## 3.2 Konzepte für CS/PS-Vermittlungsknoten

In diesem Teil werden verschiedene CS/PS-Knotenarchitekturen betrachtet, wobei nur auf solche Knotenkonzepte eingegangen wird, in denen intern die charakteristischen Merkmale des CS- und PS-Verkehrs beibehalten werden. Lösungen, bei denen die Vermittlungsstellen nur *ein* Vermittlungsprinzip verwenden, sind nicht Gegenstand dieser Untersuchung.

### 3.2.1 Trennung des CS- und PS-Verkehrs im Knoten

Eine relativ einfache Art der Integration läßt sich durch die Verwendung von zwei getrennt arbeitenden Teilknoten erreichen. Bild 3.2 zeigt ein solches Vermittlungssystem, das aus einem CS-Knoten und einem PS-Knoten besteht. Für diese Knoten können für sich optimierte Systeme eingesetzt werden. Der Anschluß von CS/PS-Links erfordert Multiplexer/Demultiplexer (MUX/DEMUX), um die beiden Verkehrsströme zu vereinen bzw. zu trennen.

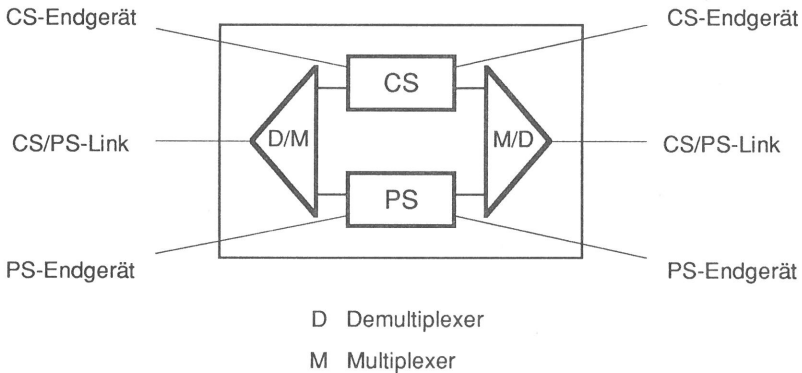


Bild 3.2: CS/PS-Knoten bestehend aus 2 Teilknoten

Der Vorteil dieser Lösung ist, daß für die beiden Teilknoten bekannte Vermittlungssysteme eingesetzt werden können, so daß nur für die Multiplex/Demultiplexeinheit eine Neuentwicklung notwendig ist. Dem steht aber der Nachteil der Inflexibilität gegenüber. Da die beiden Verkehrsströme nur wenige Betriebsmittel gemeinsam nutzen, kann bei sich ändernden Verkehrsaufkommen keine gegenseitige Aushilfe erfolgen (vgl. Kapitel 2.8). Daher kann das System nicht optimal ausgelastet werden.

### 3.2.2 Hybrider Vermittlungsknoten

Bild 3.3 zeigt einen hybriden Vermittlungsknoten, bei dem der CS- und PS-Verkehr die gleichen *Vermittlungseinrichtungen* verwenden. Der Vorteil dieser Architektur ist die Flexibilität bei schwankendem und nicht vorhersehbarem Verkehrsaufkommen, d.h. die Gesamtkapazität des Vermittlungssystems kann variabel an die Anteile von CS- und PS-Verkehr aufgeteilt werden.

Der hybride Vermittlungsknoten kann als ein verteiltes System realisiert werden, wobei die Struktur ähnlich der von LANs ist. Der Knoten besteht aus unterschiedlichen An-

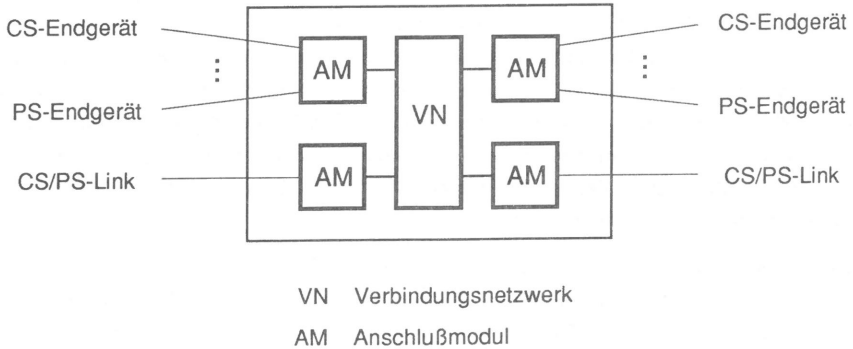


Bild 3.3: Hybrider Vermittlungsknoten

schlußmodulen (AM), die über ein Verbindungsnetzwerk (VN) miteinander kommunizieren. Auf dem knoteninternen Verbindungsnetzwerk werden CS- und PS-Verkehr integriert. Zur Integration sind die in Kapitel 2.8 diskutierten Verfahren geeignet.

Als Verbindungsnetzwerk können LANs mit den bekannten Netzstrukturen (Ring, bidirektionaler Bus oder 2 unidirektionale Busse) und Protokollen eingesetzt werden. Da die Realisierung dieser verteilten Systeme räumlich eng begrenzt erfolgen kann, sind nur ein paar einfache Protokollfunktionen für den Datentransport durch das knoteninterne Netzwerk notwendig. Diese Funktionen sind nach außen hin nicht sichtbar und können an jede Implementierung optimal angepaßt werden. Mögliche Unterschiede des Verbindungsnetzwerkes zu LANs sind:

- Die Datenübermittlung erfolgt bitparallel.
- Eine Fehlersicherung ist nicht notwendig.
- Das Verbindungsnetzwerk kann in mehrere Teilnetze aufgespalten werden, die dann optimal für ihre Zwecke gestaltet werden können.
- Ein Teilnetz wird ausschließlich für die Übermittlung von CS- und PS-Nutzdaten verwendet.
- Das Zugriffsprotokoll für den PS-Verkehr kann auf einem separaten Teilnetz implementiert werden.
- Für die CS- und PS-Signalsnachrichten kann ebenfalls ein eigenes Teilnetz verwendet werden.

Da in einem Ringsystem der gesamte Pulsrahmen gespeichert werden muß, hat dieses System den Nachteil einer relativ großen Übertragungszeit. Die Probleme, die bei der CS/PS-Integration auf einem Ringsystem mit dem Verfahren der Rahmenteilung mit ver-

schiebbarer Grenze und dem Verfahren der Zeitschlitzverketzung entstehen, wurden bereits in den Kapiteln 2.8.3 und 2.8.4 dargestellt. Das in Kapitel 2.8.5 beschriebene Prinzip zur CS/PS-Integration bei der Implementierung auf einem Ringsystem ermöglicht die Mehrfachausnutzung der Zeitschlitzze, wodurch ein sehr hoher Nutzdatendurchsatz erzielt wird (über 100 % bei mehrfacher Benutzung eines Zeitschlitzes innerhalb eines Ringumlaufs). Bei ungünstigen Kommunikationsbeziehungen kann es jedoch vorkommen, daß alle, nicht vom CS-Verkehr belegten Zeitschlitzze ausschließlich von 2 Ring-Stationen verwendet werden und die restlichen Stationen blockiert sind.

Das CS/PS-Vermittlungssystem QPSX, das auf zwei unidirektionalen Bussen basiert, verwendet ein nicht ganz faires Zugriffsprotokoll für den PS-Verkehr. In Abhängigkeit von der Lage der Anschlußeinheit am Bussystem entstehen unterschiedliche Wartezeiten für die zu übermittelnden Pakete.

### **3.3 Ein Bussystem als CS/PS-Vermittlungsknoten**

Der in dieser Arbeit entwickelte CS/PS-Vermittlungsknoten ist als verteiltes System konzipiert, das als Verbindungsnetzwerk einen bidirektionalen Bus verwendet. Da der Knoten auch für Durchschaltvermittlung geeignet ist, muß das Bussystem synchron betrieben werden. In diesem Abschnitt wird nur das Konzept des Vermittlungsknotens betrachtet. Implementierungsaspekte werden im Kapitel 5 diskutiert.

#### **3.3.1 Knotenarchitektur**

Bild 3.4 zeigt die Struktur des CS/PS-Vermittlungsknotens. Die wesentlichen Komponenten dieses Systemes sind:

- Knotensteuereinheit
- Anschlußeinheit
- CS-Rufsteuereinheit
- PS-Rufsteuereinheit
- Datagramm-Steuerinheit
- CS/PS-Vermittlungsbuss

Die Schnittstelle zum CS/PS-Vermittlungsbuss ist bei allen Anschlußeinheiten identisch. Um Endgeräte, CS/PS-Links oder CS/PS-Ringe anschließen zu können, müssen diese Einheiten durch spezielle Schnittstellenmodule angepaßt werden. Der modulare Aufbau erlaubt eine flexible Knotenkonfiguration. Durch beliebige Kombinationen der Systemkom-

ponenten können CS/PS-Knoten mit unterschiedlicher Leistungsfähigkeit und für verschiedene Anwendungsfälle aufgebaut werden. Bei kleineren Systemen können alle Steuerfunktionen in einer Einheit implementiert werden (vgl. Kapitel 5).

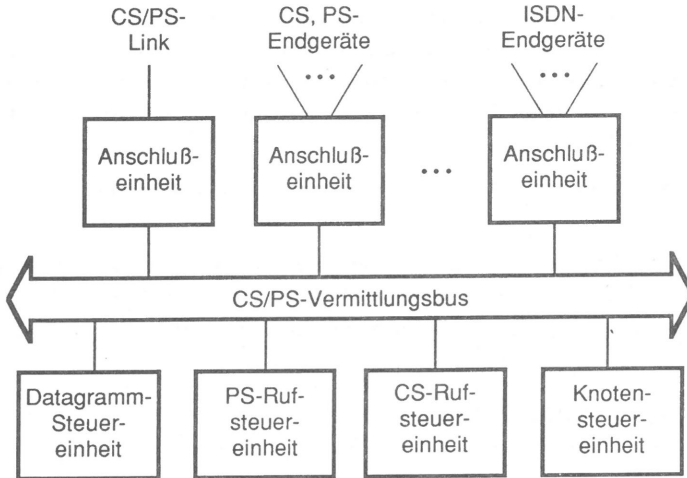


Bild 3.4: Knotenarchitektur

Über das Bussystem werden sowohl CS- als auch PS-Daten von ankommenden zu abgehenden Anschlußeinheiten vermittelt. Da die Systemkomponenten passiv an den Bus gekoppelt sind und der Bus bidirektional arbeitet, ist die Verzögerung beim Datentransport über den Bus sehr gering. Außer zur Vermittlung von Nutzdaten dient das Bussystem auch zur Übertragung von knoteninternen Nachrichten (interne Signalisierung, Steuerung der Zugriffsberechtigung auf den PS-Kanal, Maintenance-Nachrichten usw.). Um eine hohe Systemleistung zu erzielen, werden die CS- und PS-Daten auf dem Bus bitparallel vermittelt und der gesamte notwendige Overhead aus dem Nutzdatenpfad eliminiert. Der CS/PS-Vermittlungsbus ist aus diesem Grund in einige parallele Teilbusse aufgespalten, die nur für bestimmte Zwecke verwendet werden:

- Der *Datenbus* wird ausschließlich zur Vermittlung von CS- und PS-Daten eingesetzt. Die Integration der beiden Verkehre basiert auf dem in Kapitel 2.8.4 beschriebenen Verfahren der Zeitschlitzverketzung. Die derzeit üblichen Technologien ermöglichen die Busimplementierung mit 64 Bit Datenbreite und 20 MHz Systemtakt. Damit wird eine maximale Vermittlungskapazität von 1,28 Gbit/s erreicht.
- Der *Kontrollbus* wird bei der Knoteninitialisierung benötigt, um alle Einheiten in einen definierten Ausgangszustand zu bringen. Über diesen Bus erfolgt auch die

Versorgung der Anschlußeinheiten mit allen notwendigen Takten (Systemtakt und Pulsrahmentakt).

- Auf dem *PS-Steuerbus* ist ein Protokoll implementiert, das den Zugriff der Anschlußeinheiten auf den PS-Kanal regelt. Über diesen Bus wird der Anschlußeinheit, die im Besitz der Sendeberechtigung ist, mitgeteilt, ob der nächste Zeitschlitz zum PS-Kanal gehört. Durch diese Implementierung des Zugriffsprotokolls entstehen kein Overhead und keine unnötigen Wartezeiten bei der Vermittlung von Paketen. Die gesamte Bandbreite des Paketkanals steht ausschließlich zur Vermittlung von Datenpaketen zur Verfügung.
- Der *Adressbus* dient zur Adressierung der Anschlußeinheiten bei der Vermittlung eines Datenpaketes.
- Über den *Meldungsbus* erfolgt die Kommunikation der Systemeinheiten untereinander. Auf diesem Bus werden interne Meldungen zum Auf- und Abbau von Verbindungen und sonstige knoteninterne Nachrichten übermittelt.

### 3.3.2 CS/PS-Integration

Für die Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung auf dem Datenbus wird das Verfahren der Zeitschlitzverkettung angewandt. Der notwendige synchrone Pulsrahmen wird in der Knotensteuereinheit erzeugt. Über den Kontrollbus versorgt sie alle anderen Systemeinheiten mit dem Pulsrahmentakt und dem Zeitschlitztakt.

Die Kennzeichnung, ob ein Zeitschlitz einer CS-Verbindung zugeordnet ist, erfolgt durch die CS-Rufsteuereinheit, da diese Einheit den Auf- und Abbau von CS-Verbindungen steuert und dabei Zeitschlitzte einer CS-Verbindung zuteilt.

Diejenige Anschlußeinheit, die im Besitz der PS-Sendeberechtigung ist, muß jeden Zeitschlitz prüfen, ob er zum Paketkanal gehört oder von einer CS-Verbindung belegt ist. Die freien Zeitschlitzte füllt sie solange mit Teilen eines Datenpaketes, bis das gesamte Paket vermittelt wurde.

### 3.3.3 Durchschaltevermittlung

Während der gesamten Verbindungsdauer sind einer CS-Verbindung, je nach Bandbreitenbedarf, einer oder mehrere Zeitschlitzte des Pulsrahmens zur exklusiven Benutzung fest zugeordnet. Ein Zeitschlitz entspricht dem Grundkanal des Systems; seine Bandbreite wird durch die Dauer des Pulsrahmens und durch die Größe eines Zeitschlitztes festgelegt. Um mit bestehenden Endgeräten konform zu sein, wird die Bandbreite des Grundkanals auf



64 kbit/s festgelegt. Abhängig von der Implementierung kann ein Zeitschlitz entweder von einer Simplex- oder einer Duplex-Verbindung belegt werden.

Ein neuer Verbindungswunsch wird von der Anschlußeinheit erkannt. Daraufhin muß dieser Verbindung eine der geforderten Bandbreite entsprechende Anzahl an Zeitschlitzten zugeteilt werden. Wird die Anzahl der maximal vom CS-Verkehr belegbaren Zeitschlitzte dadurch überschritten, so wird der Ruf abgelehnt. Die Zuordnung von Zeitschlitzten zur Verbindung kann *zentral* oder *dezentral* erfolgen.

Die dezentrale Lösung hat den Vorteil, daß der Ausfall einer Anschlußeinheit nur die CS-Verbindungen dieser Einheit betreffen. Der Nachteil der dezentralen Zeitschlitzvergabe ist der große Overhead. Jeder Auf- und Abbau einer Verbindung, sowie die Zuordnung von Zeitschlitzten zu Verbindungen, muß von allen Anschlußeinheiten registriert werden, um die Zuteilung eines Zeitschlitzes zu mehreren Verbindungen zu verhindern. In jeder Anschlußeinheit muß eine Tabelle mit allen noch freien Zeitschlitzten geführt werden, die bei jedem Verbindungsauf- und abbau aktualisiert wird. Ein weiterer Nachteil ist, daß bei gleichzeitigem Aufbau mehrerer Verbindungen Konfliktsituationen entstehen können, die durch zusätzliche Protokollfunktionen innerhalb des Knotens gelöst werden müssen. Bei der dezentralen Vergabestrategie entsteht ein reger Nachrichtenaustausch zwischen allen angeschlossenen Einheiten.

Bei der zentralen Zeitschlitzvergabe ist bei Ausfall der zentralen Instanz der gesamte CS-Verkehr betroffen. Durch Einführung zusätzlicher Redundanz (Doppelung der zentralen Einheit) kann dieser Nachteil umgangen werden. Der Vorteil dieser Lösung besteht darin, daß nur zwischen den an der Verbindung beteiligten Anschlußeinheiten und der zentralen Einheit (CS-Rufsteuereinheit) Meldungen ausgetauscht werden müssen. Das Kommunikationsaufkommen innerhalb des Knotens wird geringer. Konfliktsituationen können nicht entstehen, da die CS-Rufsteuereinheit die Verbindungsanforderungen sequentiell abarbeitet. Die Kommunikation der Systemeinheiten untereinander ist durch ein knoteninternes Signalisierungsprotokoll festgelegt. Eine mögliche Protokollvariante wird in Kapitel 5.2.1 beschrieben. Bei einem erfolgreichen Verbindungsaufbau gibt die CS-Rufsteuereinheit den beteiligten Anschlußeinheiten die Nummern der Zeitschlitzte bekannt, die für diese Verbindung reserviert sind.

Während der Verbindung hat die CS-Rufsteuereinheit nur die Aufgabe, die zur Verbindung gehörenden Zeitschlitzte zu markieren, damit sie nicht mehr zur Vermittlung von Paketen verwendet werden. Die Anschlußeinheiten müssen während der gesamten Verbindungsdauer die von außen ankommende Nutzinformation empfangen und solange zwischenspeichern, bis sie in den zugeteilten Zeitschlitzten übermittelt werden, bzw. die vom CS/PS-Vermittlungsbuss empfangene Information in Richtung der Senke weiterleiten.

Der Verbindungsabbau kann von jedem an der Verbindung beteiligten Endgerät initiiert

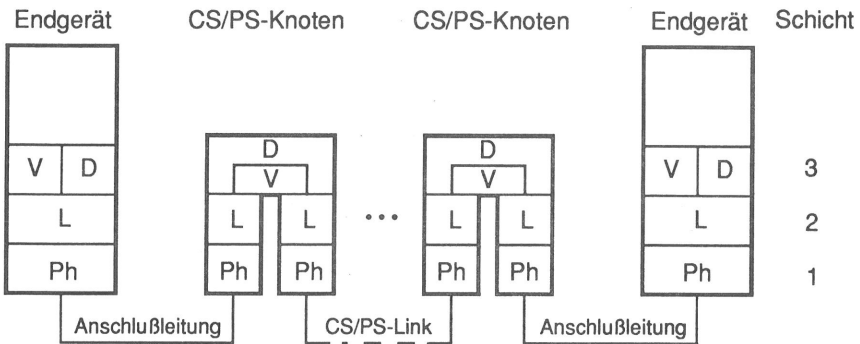
werden. Die hierfür notwendige interne Prozedur ist ebenfalls im knoteninternen Signa-  
lisierprotokoll festgelegt. Nach Beendigung einer Verbindung können die bisher belegten  
Zeitslitze sofort neuen CS-Verbindungen oder dem Paketkanal zugeteilt werden.

### 3.3.4 Paketvermittlung

#### Protokollarchitektur

Die bei der Paketvermittlung notwendigen Aufgaben werden gemäß dem ISO-Referenzmo-  
dell für offene Kommunikationssysteme in sieben Schichten aufgeteilt. Innerhalb des Netzes  
werden nur die Schichten 1 bis 3 benötigt. Die Schichten 4 bis 7 sind in den Datenendein-  
richtungen implementiert und beeinflussen somit die eigentlichen Vermittlungseinrich-  
tungen nicht direkt. Der Zugang von paketorientierten Endgeräten an eine Vermittlungsstelle  
wurde von CCITT in der Empfehlung X.25 [17] für die unteren 3 Ebenen festgelegt.

Im hier betrachteten Knotenkonzept wird eine modifizierte Protokollarchitektur benutzt,  
die ähnlich der in [85] beschriebenen Protokollstruktur eines Fast Packet Switching Netzes  
ist. Bild 3.5 zeigt das Architekturmodell für die paketorientierte Kommunikation innerhalb  
dieses CS/PS-Kommunikationssystems.



- Ph Bitübertragung (physical layer)
- L Sicherung (link layer)
- V Verbindungsprotokoll
- D Datagrammprotokoll

Bild 3.5: Protokollarchitektur für die Paketvermittlung

Die Schicht 1 (*engl. Physical Layer*) umfaßt die elektrisch-physikalischen Funktionen, die zur Übertragung von Bitströmen zwischen Datenendeinrichtung und Netzknoten bzw. zwischen den Netzknoten notwendig sind.

Die Schicht 2 (*engl. Link Layer*) stellt die Funktionen und Prozeduren zur Begrenzung der zu übertragenden Pakete, der transparenten Übertragung und der Fehlererkennung bereit. Die gesicherte Übertragung der Pakete wird mittels eines Blockprüfzeichens (*engl. frame check sequence*) realisiert (vgl. HDLC-Prozedur). Durch diese Prüfung werden Übertragungsfehler erkannt und gefälschte Pakete sofort verworfen. Flußsteuermechanismen und Fehlerkorrektur sind in der Schicht 2 nicht vorgesehen.

Auf der Schicht 3 gibt es zwei Protokolle:

- *Verbindungsprotokoll* und
- *Datagrammprotokoll*

In dieser Ebene werden drei verschiedene Pakettypen unterschieden, wobei im Verbindungsprotokoll die beiden Typen *Steuerpaket* und *Datenpaket* verwendet werden. Im Datagrammprotokoll gibt es nur den Pakettyp *Datagramm*.

Das Verbindungsprotokoll umfaßt alle Funktionen zum Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen und zur Vermittlung von Datenpaketen. Steuerpakete sind für den Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen nötig. Zur Vermittlung von Nutzdaten werden Datenpakete verwendet, die aus einem Paketkopf und einem Datenteil bestehen. Im Paketkopf ist neben der logischen Kanalnummer ein Prioritätenfeld enthalten. Die logische Kanalnummer und die Priorität werden beim Aufbau einer virtuellen Verbindung festgelegt. Der Datenteil ist in der Länge variabel und enthält die zu vermittelnde Nutzinformation. Durch das Prinzip der virtuellen Verbindung wird die Reihenfolge der Pakete innerhalb eines Netzes gewährleistet. Auf der Schicht 3 ist, im Gegensatz zu X.25, kein Flußsteuermechanismus vorgesehen.

Neben dem Verfahren der virtuellen Verbindungen kommen auch Datagramme zur Anwendung, d.h. die Nachrichten werden unabhängig voneinander durch das Netz übermittelt. Die hierfür benötigten Funktionen sind im Datagrammprotokoll festgelegt. Die Reihenfolge der Nachrichten muß in den Endgeräten wieder hergestellt werden.

Fehlerkorrektur und Datenflußsteuerung sind Funktionen höherer Schichten und somit nur in den Endeinrichtungen implementiert. Durch die Vereinfachung der Protokollmechanismen auf den unteren Ebenen wird eine schnelle und leistungsfähige Paketvermittlung erreicht, die durch kurze Transferzeiten und hohen Durchsatz gekennzeichnet ist.

## Virtuelle Verbindung

Beim Aufbau einer virtuellen Verbindung ist die Verkehrslenkung nötig. Hier erfolgt auch die Zuordnung der logischen Kanalnummern für die einzelnen Verbindungsabschnitte. Diese beiden Aufgaben können zentral oder dezentral durchgeführt werden. Die Probleme, die bei beiden Varianten entstehen, sind ähnlich denen beim Aufbau einer CS-Verbindung (vgl. Kapitel 3.3.3).

Zum Aufbau der virtuellen Verbindungen wurde ebenfalls die zentrale Lösung gewählt, da ihre Vorteile überwiegen. Die PS-Rufsteuereinheit führt den Auf- und Abbau der virtuellen Verbindungen durch. Das für den Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen sowie für die Vermittlung von Datenpaketen notwendige Kommunikationsszenario ist in Bild 3.6 dargestellt.

Ein bei der Anschlußeinheit A neu eintreffender Ruf (engl. Call Request, CR) für eine virtuelle Verbindung vom Endgerät A wird erkannt und an die PS-Rufsteuereinheit weitergeleitet. Diese Einheit prüft, ob auf dem belegten Verbindungsabschnitt Kollisionen bei der Zuteilung der logischen Kanalnummern (engl. logical channel number, LCN) entstehen. Solche Konflikte werden durch Zuteilung einer neuen logischen Kanalnummer gelöst. Mit Hilfe der Zielinformation bestimmt die PS-Rufsteuereinheit die Anschlußeinheit B, an welche die abgehende Leitung angeschlossen ist und ordnet der Verbindung eine für diesen Verbindungsabschnitt gültige logische Kanalnummer zu. Danach schickt sie die Verbindungsanforderung an die Anschlußeinheit B, von wo aus sie zum gerufenen Endgerät B weitergeleitet wird (engl. Incoming Call, IC). Falls Endgerät B empfangsbereit ist, quittiert es den angekommenen Ruf (engl. Call Accepted, CA). Die Quittung wird in der PS-Rufsteuereinheit ausgewertet und an das rufende Endgerät zurückgeschickt (engl. Call Connected, CC). Die PS-Rufsteuereinheit gibt der Anschlußeinheit A (B) mit der Rufquittierung (Verbindungsaufbauanforderung) auch die Adresse von Anschlußeinheit B (A) und die vom Knoten zum Teilnehmer B (A) verwendete logische Kanalnummer bekannt.

Die Vermittlung von Datenpaketen kann zentral oder dezentral erfolgen. Eine zentrale Vermittlungseinheit hat die Nachteile, daß sie bei sehr vielen Verbindungen überlastet ist und daß im Knoten eine zusätzliche Speicherung notwendig ist. Für dieses Knotenkonzept wird die dezentrale Vermittlung vorgeschlagen. Ein bei der Anschlußeinheit A eintreffendes Datenpaket (engl. data packet, DP) wird komplett empfangen und zwischengespeichert. Nach Erhalt der Sendeberechtigung ersetzt die Anschlußeinheit die logische Kanalnummer und übermittelt das Datenpaket in den freien Zeitschlitz über den CS/PS-Vermittlungsbuss an die empfangende Anschlußeinheit B. Diese Einheit wird über den Adressbus von der sendenden Einheit A adressiert. Nach dem Empfang des kompletten Paketes wird es auf dem nächsten Verbindungsabschnitt zum Endgerät B weitergeleitet.

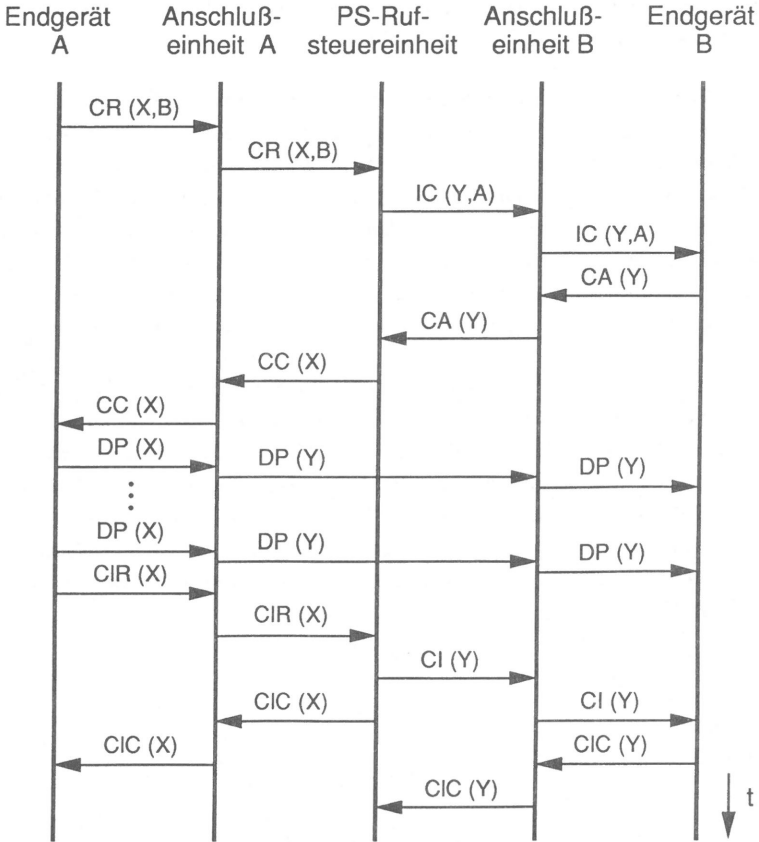


Bild 3.6: PS-Kommunikationsszenarien

Eine Überlast beim Empfang von Paketen über den CS/PS-Vermittlungsbuss wird von der Anschluß-einheit sofort erkannt und allen anderen Anschluß-einheiten über eine spezielle Leitung des PS-Steuerbusses mitgeteilt. Mit diesem Mechanismus kann der Verlust von Datenpaketen innerhalb des Knotens vermieden werden. Ist die Anschluß-einheit wieder empfangsbereit, d.h. die Überlastphase wurde beendet, muß sie dies allen anderen Anschluß-einheiten mitteilen. Datenpakete, die aufgrund einer Überlastsituation nicht über den CS/PS-Vermittlungsbuss übermittelt werden können, dürfen den Transfer von Datenpaketen, die zu nicht blockierten Verbindungen gehören, nicht behindern. Sie müssen daher aus der Sendewarteschlange der Anschluß-einheit ausgetragen und in einem Hintergrundspeicher zwischengespeichert werden. Um die Paketsequenz zu erhalten, müssen nach Ende

der Überlast zuerst die Datenpakete aus dem Hintergrundspeicher übermittelt werden und erst danach diejenigen aus der Sendewarteschlange.

Die für die Vermittlung von Datenpaketen notwendigen Aufgaben (Ersetzen der logischen Kanalnummer, Adressieren der empfangenden Anschlußeinheit und Transfer des Paketes in freien Zeitschlitz über den CS/PS-Vermittlungsbuss) sind relativ einfach und lassen sich leicht durch digitale Schaltungen (engl. hardware) realisieren. Zur Vermittlung von Datenpaketen sind somit keine zeitaufwendigen Programmaufrufe (engl. software) nötig. Mit dieser Implementierung kann ein Vermittlungsknoten realisiert werden, der durch eine hohe Vermittlungskapazität und durch kleine knoteninterne Verzögerungen gekennzeichnet ist. Dieses Verfahren ist somit in die Klasse der *schnellen Paketvermittlung* einzuordnen.

Die virtuelle Verbindung kann von beiden beteiligten Endgeräten mittels eines speziellen Steuerpaketes (engl. Clear Request, CIR) abgebaut werden. Beim Verbindungsabbau ist wiederum die PS-Rufsteuereinheit involviert. Sie erkennt den Abbau der Verbindung und löscht in ihrem Verbindungsspeicher alle verbindungs-spezifischen Daten. Danach gibt sie die Abbaumeldung (engl. Clear Indication, CI) an das betroffene Endgerät weiter. Die bisher verwendeten logischen Kanalnummern stehen neuen virtuellen Verbindungen zur Verfügung. Der Verbindungsabbau wird von der PS-Rufsteuereinheit bzw. vom betroffenen Endgerät quittiert (engl. Clear Confirmation, CIC).

## Datagramm

Bei der Übermittlung von Datagrammen wird in der Schicht 3 pro Datagramm die Wegesuche und die Vermittlung durchgeführt. Beide Aufgaben könnten dezentral durchgeführt werden, d.h. eine Anschlußeinheit führt die Wegesuche selbständig durch und schickt das Datagramm zur nächsten Anschlußeinheit, von wo aus in Richtung Endgerät gesendet wird. Diese Lösung hat den Nachteil, daß jede Anschlußeinheit eine komplette Verkehrslenkungstabelle führen muß, was einen sehr großen Speicherbedarf bedeutet. Bei der adaptiven Verkehrslenkung entsteht in diesem Fall ein hohes knoteninternes Kommunikationsaufkommen, da die Verkehrslenkungstabellen in regelmäßigen Abständen aktualisiert werden müssen.

Für dieses Knotenkonzept wird vorgeschlagen, daß die Wegesuche und die Vermittlung von Datagrammen in einer speziellen Einheit, der *Datagramm-Steuereinheit*, durchgeführt wird. Entsprechend dem Anteil des Datagrammverkehrs am gesamten Paketverkehr werden eine oder mehrere dieser Einheiten benötigt. Bei sehr geringem Verkehrsaufkommen an Datagrammen kann diese Funktion von der PS-Rufsteuereinheit mit übernommen werden.

## 3.4 Leistungsbeurteilung des CS/PS-Bussystems

### 3.4.1 Allgemeine Vorgehensweise bei der Leistungsuntersuchung

Vor der Implementierung des CS/PS-Vermittlungsknotens müssen klare Aussagen über die Leistungsfähigkeit des Systems gemacht werden. Dazu ist es notwendig, die Einflüsse der Systemparameter sowie unterschiedliche Betriebsbedingungen verkehrstheoretisch zu bestimmen.

Diese Untersuchungen lassen sich in 2 Teile aufspalten:

1. *Modellierung*: Das reale System wird in einem abstrakten Verkehrsmodell abgebildet, in dem die für die jeweilige Fragestellung wichtigen Komponenten und Mechanismen des Systems möglichst exakt nachgebildet werden.
2. *Leistungsuntersuchung*: Charakteristische Größen des Systems werden anhand des Verkehrsmodells bestimmt. Es können hierfür folgende Methoden verwendet werden:
  - Simulative Untersuchungen
  - Approximative analytische Untersuchungen
  - Exakte analytische Untersuchungen

In Kapitel 4 werden neben der Modellierung des Knotens auch die verwendeten Methoden zu Leistungsuntersuchungen präsentiert. CS- und PS-Verkehr werden unabhängig voneinander modelliert und untersucht.

Zur Leistungsbeurteilung der CS-Verkehre mit unterschiedlichen Bandbreitenanforderungen wird der Knoten als einstufige Koppelanordnung mit vollkommener Erreichbarkeit modelliert. Zur Berechnung der verschiedenen Leistungsgrößen (Verlustwahrscheinlichkeit, Durchsatz, usw.) werden analytische Methoden angewandt.

Die Untersuchung des PS-Verkehrs basiert auf einem Warteschlangenmodell, das alle relevanten Größen berücksichtigt. Da die Dynamik des PS-Verkehrs verglichen mit der des CS-Verkehrs um Größenordnungen höher ist, wird der CS-Verkehr als statisch angenommen, d.h. die Last des CS-Verkehrs als konstant betrachtet. Die Leistungsuntersuchung erfolgt allgemein mit Hilfe der Simulation. Mit einigen vereinfachenden Annahmen können verschiedene Leistungsgrößen mit approximativen und exakten analytischen Methoden auch berechnet werden.

An dieser Stelle werden schon einige prinzipielle Ergebnisse für den PS-Verkehr vorweggenommen, die mit Hilfe der Simulation ermittelt worden sind. Ergebnisse für den CS-Verkehr, sowie Ergebnisse für den PS-Verkehr, die mittels analytischer Methoden bestimmt wurden, werden in Kapitel 4 präsentiert.

### 3.4.2 Systemparameter und Bewertungskriterien

Alle in diesem Kapitel vorgestellten Ergebnisse wurden für ein CS/PS-Bussystem mit 10 Anschlußeinheiten ermittelt. Die zur Vermittlung von CS- und PS-Nachrichten zur Verfügung stehende Gesamtkapazität beträgt 32,728 Mbit/s. Dies entspricht genau der Bandbreite des in Kapitel 5 beschriebenen Labormodells.

Bei allen Untersuchungen wurde die Anzahl der Zeitschlitze im Pulsrahmen konstant gehalten. Ein Pulsrahmen enthält 512 Zeitschlitze, wobei ein Zeitschlitz immer einer CS-Simplexverbindung mit 64 kbit/s entspricht. Die Länge eines Zeitschlitzes ist also proportional zur Dauer des Pulsrahmens. 50 % der Gesamtbandbreite des Knotens sind vom CS-Verkehr belegt; die Restbandbreite (256 Zeitschlitze pro Pulsrahmen) steht dem PS-Verkehr zur Verfügung.

Außer in Kapitel 3.4.5 wurden die Ankünfte der einzelnen Pakete als Poisson-Prozeß modelliert. Bei fast allen Untersuchungen, außer in Kapitel 3.4.4, wurde eine konstante Paketlänge von 1024 Bit angenommen. Die Sendepuffer in den Anschlußeinheiten sind so dimensioniert, daß keine Paketverluste auftreten können. Der CS/PS-Vermittlungsknoten arbeitet somit als reines Wartesystem.

Bewertungskriterien sind die *mittlere Wartezeit* und die *mittlere Transferzeit* eines Paketes, wobei folgende Definitionen gelten:

- Die *mittlere Wartezeit* ist die Zeit, die ein Paket im Mittel im CS/PS-Vermittlungsknoten verbringt, vom Eintreffen in einer Anschlußeinheit bis zum Beginn der Übertragung auf dem CS/PS-Vermittlungsbuss.
- Die *mittlere Busübertragungszeit* ist die Zeit, die ein Paket im Mittel im System benötigt, vom Beginn bis zum Ende der Übertragung auf dem CS/PS-Vermittlungsbuss. Diese Zeit setzt sich aus der effektiven Übertragungszeit und den Unterbrechungen durch Zeitschlitze, die mit CS-Verkehr belegt sind, zusammen.
- Die *mittlere Transferzeit* ist die Zeit, die ein Paket im Mittel vom Eintreffen in der Anschlußeinheit bis zum Ende der Busübertragung im CS/PS-Vermittlungssystem verbringt (Mittlere Transferzeit = mittlere Wartezeit + mittlere Busübertragungszeit).

Bild 3.7 verdeutlicht diese Definitionen. Zum Zeitpunkt  $t_0$  kommt das Paket in der Anschlußeinheit an. Zum Zeitpunkt  $t_1$  beginnt die Busübertragung und zum Zeitpunkt  $t_2$  ist die Übertragung abgeschlossen; das Paket belegt bei der Übertragung insgesamt  $n$  Zeitschlitze.

In den nachfolgenden Diagrammen sind die mittlere Wartezeit bzw. die mittlere Transferzeit in Abhängigkeit des Paketangebotes bzw. des Datenangebotes aufgetragen. Das Datenangebot enthält nur den Nutzdatenanteil des Paketangebotes; der Overhead (Paket-



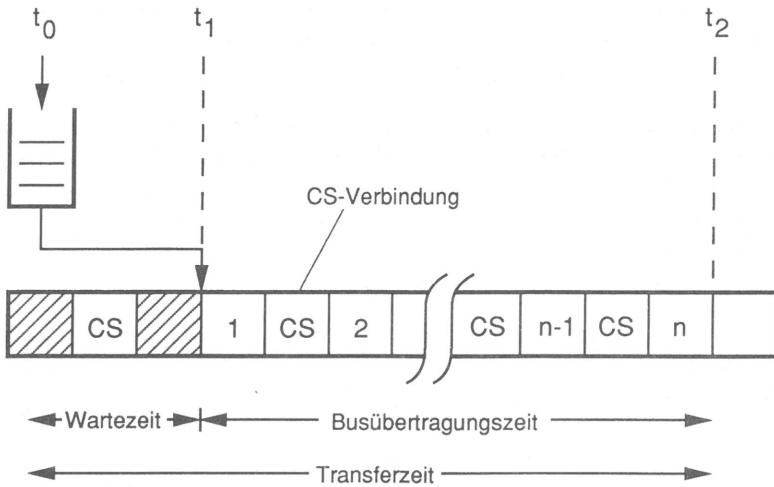


Bild 3.7: Definition der mittleren Wartezeit und der mittleren Transferzeit

kopf) wurde eliminiert. Sowohl Paket- als auch Datenangebot sind auf die Kapazität des CS/PS-Vermittlungssystems normiert.

### 3.4.3 Zeitschlitzgröße und Belegungsmuster des CS-Verkehrs

In diesem Abschnitt werden die Einflüsse der in Tabelle 3.1 beschriebenen Pulsrahmenformate und die Anordnung der Zeitschlitz des CS-Verkehrs innerhalb des Pulsrahmens auf den PS-Verkehr dargestellt.

Pulsrahmendauer	Zeitschlitzgröße
125 $\mu$ s	8 Bit
1 ms	64 Bit
8 ms	512 Bit

Tabelle 3.1: Pulsrahmendauer und zugehörige Zeitschlitzlänge

Für den CS-Verkehr wurden 2 Extremfälle bei der Anordnung der CS-Kanäle innerhalb des Pulsrahmens angenommen:

1. Anordnung *gleichverteilt*: Der CS-Verkehr belegt die Zeitschlitz statistisch gleichverteilt im Pulsrahmen.

2. Anordnung *gepackt*: Alle Zeitschlitzte, die vom CS-Verkehr belegt sind, werden zusammenhängend im Pulsrahmen angeordnet. Der Pulsrahmen ist somit in 2 Teile aufgespalten (ähnlich dem CS/PS-Integrationsprinzip mit Rahmenteilung).

Bild 3.8 zeigt die mittlere Wartezeit pro Paket in Abhängigkeit des Paketangebots. Es ist zu erkennen, daß unabhängig von der Dauer des Pulsrahmens bei der *gleichverteilten* Anordnung der CS-Zeitschlitzte eine geringere Wartezeit erzielt wird im Vergleich zur *gepackten* Anordnung der CS-Zeitschlitzte. Dies rührt daher, daß neben der lastabhängigen Wartezeit noch eine zusätzliche Wartezeit berücksichtigt werden muß, die von der Länge der zusammenhängenden CS-Zeitschlitzte abhängig ist.

Bei identischem CS-Belegungsmuster für alle betrachteten Pulsrahmendauern werden die geringsten Wartezeiten immer bei der kürzesten Dauer des Pulsrahmens erreicht, da in diesem Fall die Zeitschlitzdauer am geringsten ist.

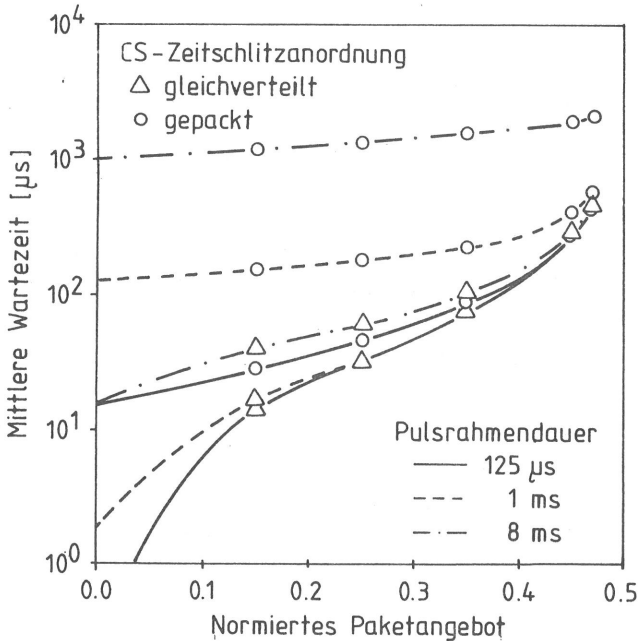


Bild 3.8: Mittlere Wartezeit eines Paketes bei unterschiedlichen Rahmendauern und unterschiedlichen CS-Belegungsmustern

Für den PS-Verkehr ist es am günstigsten, wenn die Zeitschlitzte klein sind und die CS-Verbindungen gleichverteilt im Pulsrahmen angeordnet sind. Kleine Zeitschlitzte haben auch für den CS-Verkehr einen Vorteil, weil die Rahmendauer klein ist und damit geringe

Durchlaufzeiten im Knoten entstehen.

Um eine relativ einfache Implementierung zu ermöglichen, sollte die Größe eines Zeitschlitzes der Breite des Datenbusses entsprechen oder ein Vielfaches davon sein. Soll der Durchsatz des Vermittlungsknotens auch noch sehr hoch sein, so muß der Datenbus möglichst breit gewählt werden. Wird zwischen diesem Implementierungsaspekt und der mittleren Wartezeit ein vernünftiger Kompromiß geschlossen, sollte bei der Systemrealisierung ein Pulsrahmen mit der Dauer 1 ms verwendet werden, in dem die CS-Verbindungen gleichverteilt angeordnet werden.

Neben der mittleren Wartezeit eines Paketes wird auch die mittlere Transferzeit als Kriterium für die Leistungsbewertung verwendet. In Bild 3.9 sind die mittlere Wartezeit und die mittlere Transferzeit dargestellt für einen Pulsrahmen mit der Dauer 1 ms bei verschiedenen Anordnungen des CS-Kanäle.

Neben den beiden schon vorgestellten Anordnungen *gleichverteilt* und *gepackt* wird hier noch eine dritte Möglichkeit betrachtet. Bei der *geblochten* Anordnung werden Blöcke von CS-Zeitschlitzten im Rahmen angeordnet. In diesem Beispiel wechseln sich im Pulsrahmen immer 16 Zeitschlitzte, die mit CS-Verkehr belegt sind, mit 16 freien Zeitschlitzten ab.

Die geringste mittlere Transferzeit entsteht für die *geblochte* Anordnung der CS-Zeitschlitzte. Im Vergleich zur *gleichverteilten* CS-Zeitschlitzanordnung wird die höhere Wartezeit durch eine geringere Busübertragungszeit überkompensiert. Die Busübertragungszeit wird bei der *geblochten* Zeitschlitzanordnung durch die Größe des Blocks der freien Zeitschlitzte und durch die PS-Last beeinflusst. Ist dieser Block im Vergleich zur Paketlänge sehr klein, so werden Pakete häufig unterbrochen, und es entsteht eine hohe Busübertragungszeit.

Mit den folgenden Notationen kann bei sehr geringer PS-Last für die *geblochte* Anordnung der CS-Zeitschlitzte die mittlere Busübertragungszeit bei konstanter Paketlänge berechnet werden:

- $h$  mittlere Busübertragungszeit pro Paket
- $n_{cs}$  Anzahl der zusammenhängenden CS-Zeitschlitzte
- $n_{ps}$  Anzahl der zusammenhängenden PS-Zeitschlitzte
- $n_p$  mittlere Anzahl an belegten PS-Zeitschlitzten pro Paket
- $t_{TS}$  Dauer eines Zeitschlitztes

Bei dieser Berechnung wird angenommen, daß ein eintreffendes Paket kein weiteres Paket im System vorfindet und daß die Eintreffwahrscheinlichkeit eines Paketes in jedem Zeitschlitz des Rahmens gleich ist. Mit diesen Voraussetzungen wird für jeden der  $n_{ps}$  Zeitschlitzte die Wahrscheinlichkeit, daß eine Busübertragung beginnt, und die jeweils benötigte Busübertragungszeit berechnet. Daraus wird dann die mittlere Busübertragungszeit bestimmt. Die zum Teil umfangreichen Herleitungsschritte werden aus Aufwandsgründen

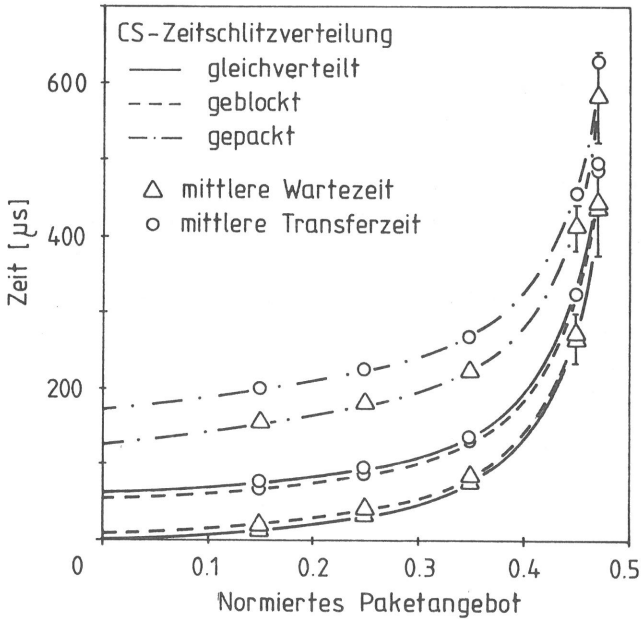


Bild 3.9: Mittlere Wartezeit und mittlere Transferzeit eines Paketes bei unterschiedlichen CS-Belegungsmustern

nicht im einzelnen dargestellt.

Für  $n_p \leq n_{ps}$  gilt:

$$h = t_{TS} \cdot \left( n_p + (n_p - 1) \cdot \frac{n_{cs}}{n_{cs} + n_{ps}} \right) \quad (3.1)$$

Für  $n_p > n_{ps}$  müssen bei der Berechnung der mittleren Busübertragungszeit zwei Fälle unterschieden werden:

a)  $n_p$  ist ein ganzzahliges Vielfaches von  $n_{ps}$ :

$$h = t_{TS} \cdot \left( n_p + (n_p - 1) \cdot \frac{n_{cs}}{n_{cs} + n_{ps}} + \frac{n_p - n_{ps}}{n_{ps}} \cdot \frac{n_{cs}^2}{n_{cs} + n_{ps}} \right) \quad (3.2)$$

b)  $n_p$  ist kein ganzzahliges Vielfaches von  $n_{ps}$ :

$$h = t_{TS} \cdot \left( n_p + n_{cs} \cdot \left\lfloor \frac{n_p}{n_{ps}} \right\rfloor + (n_p \bmod n_{ps} - 1) \cdot \frac{n_{cs}}{n_{cs} + n_{ps}} \right) \quad (3.3)$$

$\left\lfloor \frac{n_p}{n_{ps}} \right\rfloor$  stellt den ganzzahligen Teil der Division dar.

Tabelle 3.2 zeigt die mittlere Busübertragungszeit für verschiedene Blockgrößen. Die Werte wurden für die Pulsrahmendauer 1 ms, die CS-Last 0,5 und die konstante Paketlänge 1024 Bit ( $n_p = 16$ ) berechnet.

$n_{ps}$	1	2	4	8	16	32	64	128	256
$h/\mu s$	60,55	59,57	57,62	53,71	45,89	45,89	45,89	45,89	45,89

Tabelle 3.2: Zusammenhang zwischen Blockgröße der zusammenhängenden PS-Zeitschlitze und der mittleren Busübertragungszeit

Für eine Blockgröße der PS-Zeitschlitze, die größer oder gleich der Anzahl der benötigten PS-Zeitschlitze zur Übertragung eines Paketes ist, wird die mittlere Busübertragungszeit am kleinsten. Aus den Simulationsstudien ging hervor, daß die mittlere Busübertragungszeit erst bei sehr hoher PS-Last von den oben berechneten Werten meßbar nach unten abweicht.

Prinzipiell ist es möglich, bei jeder CS-Last die CS-Zeitschlitze so anzuordnen, daß die mittlere Transferzeit pro Paket minimal wird. Der Aufwand hierzu ist aber sehr groß, da bei jeder Änderung der CS-Last die Anordnung der CS-Verbindungen im Rahmen neu optimiert werden muß, was Umordnungen bestehender Verbindungen bedingt. Werden hingegen die CS-Zeitschlitze gleichverteilt im Pulsrahmen angeordnet, so ist die mittlere Transferzeit etwas höher als bei der optimalen Anordnung der CS-Zeitschlitze; der Aufwand jedoch ist gering. Wird beim Aufbau einer neuen CS-Verbindung für jeden benötigten Zeitschlitz an einem beliebigen Punkt im Rahmen mit der Zeitschlitzsuche begonnen und wird diese Suche geordnet durchgeführt, so werden die CS-Verbindungen gleichverteilt im Rahmen angeordnet. Der Suchalgorithmus ist vergleichbar mit dem geordneten Absuchverfahren von einem zufälligen Startpunkt aus nach einer freien Zwischenleitung in mehrstufigen Koppelanordnungen [77].

### 3.4.4 Mittlere Paketlänge und Paketlängenverteilung

In Bild 3.10 ist der Einfluß der Paketlängenverteilung auf die mittlere Wartezeit eines Paketes in Abhängigkeit des Paketangebots für unterschiedliche Zeitschlitzlängen dargestellt. Die CS-Verbindungen sind gleichverteilt im Rahmen angeordnet. Verglichen werden in

dieser Studie die *konstante* mit der *negativ-exponentiellen* Verteilung der Paketlänge. Die mittlere Paketlänge beträgt 1024 Bit. Durch die negativ-exponentielle Verteilung wird die tatsächliche Verteilung der Paketlänge nur näherungsweise beschrieben.

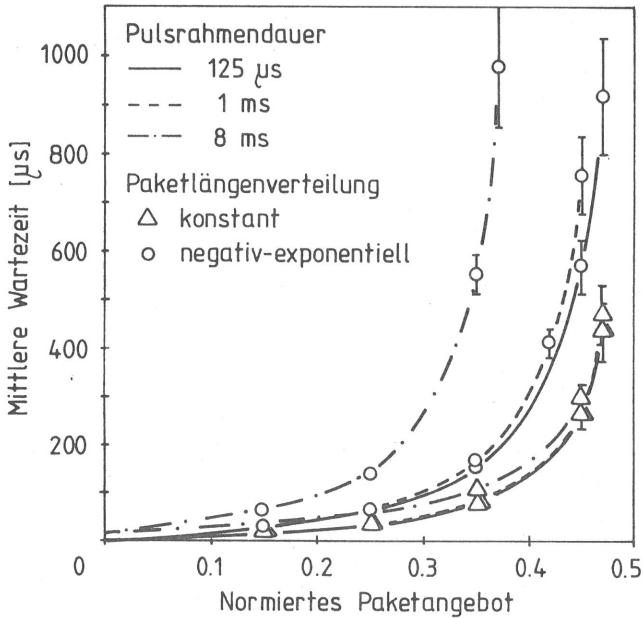


Bild 3.10: Mittlere Wartezeit eines Paketes bei unterschiedlichen Paketlängenverteilungen und unterschiedlichen Rahmendauern

Ist die Paketlänge nicht ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzlänge, so kann bei der Übertragung eines Paketes der letzte Zeitschlitz nicht vollständig ausgenutzt werden und bleibt unbenutzt. Für Pakete konstanter Länge ist der maximale Paketdurchsatz immer nur dann möglich, wenn die Paketlänge ein Vielfaches der Zeitschlitzgröße ist. Bei negativ-exponentiell verteilter Paketlänge sind zwei Effekte zu erkennen:

1. Die mittlere Wartezeit eines Paketes ist bei der negativ-exponentiellen Verteilung der Paketlänge immer größer als bei Paketen konstanter Länge. Dies gilt für jede beliebige Zeitschlitzgröße.
2. Der maximale Durchsatz hängt vom Verhältnis der mittleren Paketlänge zur Zeitschlitzgröße ab. Je größer die mittlere Paketlänge und je kleiner die Zeitschlitzgröße, umso kleiner ist der relative Anteil unbenutzter Bandbreite bei der Übertragung eines Paketes und umso größer ist der maximale Paketdurchsatz.

Neben dem *Paketdurchsatz* ist auch der *Datendurchsatz* von Interesse. Bild 3.11 zeigt die mittlere Wartezeit pro Paket bei unterschiedlicher Paketlänge (64, 256 und 1024 Bit) mit konstanter Verteilung in Abhängigkeit des Datenangebotes. Die Zeitschlitzgröße beträgt 64 Bit, und die Verbindungen des CS-Verkehrs sind im Pulsrahmen gleichverteilt angeordnet. Der Paketkopf ist konstant 16 Bit lang. Das Datenangebot wurde aus dem Paketangebot wie folgt berechnet:

$$\text{Datenangebot} = \text{Paketangebot} \cdot \frac{\text{Paketlänge} - \text{Paketkopflänge}}{\text{Paketlänge}} \quad (3.4)$$

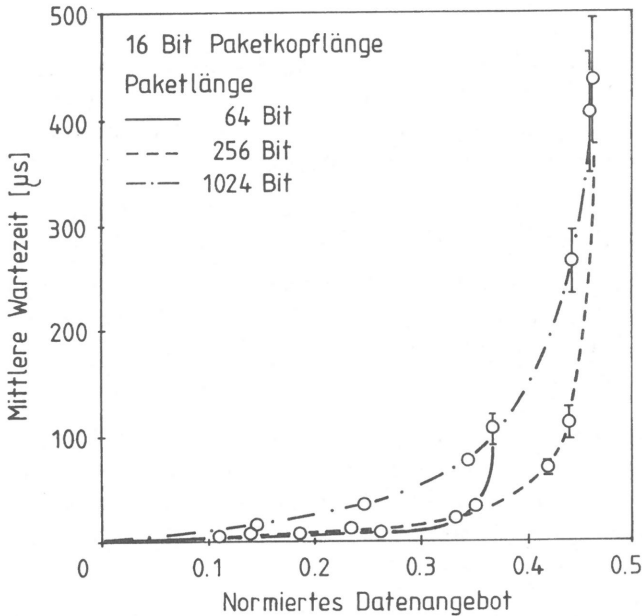


Bild 3.11: Mittlere Wartezeit eines Paketes bei unterschiedlichen Paketlängen

Da in dieser Studie alle Paketlängen ein Vielfaches der Zeitschlitzgröße sind, ist der maximale Paketdurchsatz immer gleich. Wird aber der Overhead des Paketkopfes berücksichtigt, ergeben sich bei unterschiedlichen Paketlängen für den maximalen Datendurchsatz relativ große Unterschiede. Je kleiner das Verhältnis von Paketkopf zur Paketlänge ist, desto höher wird der maximale Nutzdatendurchsatz.

Für die mittlere Wartezeit pro Paket hingegen ist es am günstigsten, die Paketlänge so klein wie möglich zu halten. Eine allgemein gültige Aussage über die optimale Paketlänge

kann nicht gemacht werden, da der maximale Datendurchsatz nicht das einzige Kriterium bei der Systemplanung ist. Meist ist ein Kompromiß zwischen maximalem Datendurchsatz und mittlerer Wartezeit erforderlich.

### 3.4.5 Ankunftsprozeß

Bei verkehrstheoretischen Untersuchungen wird oft die Annahme getroffen, daß die Ankunftsabstände einer Verkehrsquelle negativ-exponentiell verteilt sind. Für reale Systeme ist diese Annahme nicht immer gerechtfertigt, da z.B. Pakete, die von einer Leitung ankommen, immer einen Mindestabstand haben, der durch die Übertragungszeit auf der Leitung bedingt ist.

Bild 3.12 zeigt die mittlere Wartezeit in Abhängigkeit des Paketangebots für zwei verschiedene Ankunftsprozesse. Die Zeitschlitzgröße beträgt 64 Bit und die Verbindungen des CS-Verkehrs sind gleichverteilt im Rahmen angeordnet. Die Länge der Pakete ist konstant 1024 Bit. Verglichen wurden folgende Ankunftsprozesse:

1. Die Ankunftsabstände der Pakete an einer Anschlußeinheit sind negativ-exponentiell verteilt (Poisson-Ankunftsprozeß).
2. Der Mindestabstand zwischen zwei Paketankünften wird durch eine konstante Dauer beschrieben (Übertragungszeit). Die Freizeit zwischen zwei aufeinanderfolgenden Paketen ist negativ-exponentiell verteilt (2-phasiger Ankunftsprozeß, verschobene Exponentialverteilung).

Bei dem hier beschriebenen 2-phasigen Ankunftsprozeß ist die mittlere Wartezeit pro Paket immer kleiner als beim Poisson-Ankunftsprozeß. Die mittlere Wartezeit beim 2-phasigen Ankunftsprozeß hängt vom Verhältnis der mittleren Übertragungszeit zur mittleren Freizeit ab. Je kleiner die mittlere Übertragungszeit ist, desto größer ist die mittlere Wartezeit pro Paket bei gleichem mittleren Ankunftsabstand.

Durch die Annahme eines Poisson-Ankunftsprozesses wird die mittlere Wartezeit pro Paket überschätzt. Jedoch können für diesen Ankunftsprozeß Leistungsgrößen oft analytisch berechnet und somit zeitaufwendige Simulationen umgangen werden.

### 3.4.6 Prioritäten

Die letzte in diesem Kapitel vorgestellte Untersuchung zeigt den Einfluß von Paketen mit unterschiedlichen Prioritäten auf die mittlere Wartezeit. Im CS/PS-Vermittlungsknoten sind beim PS-Verkehr zwei Prioritäten möglich. Beim Aufbau einer virtuellen Verbindung wird die Priorität festgelegt, die für alle Pakete dieser Verbindung gilt. In jeder An-



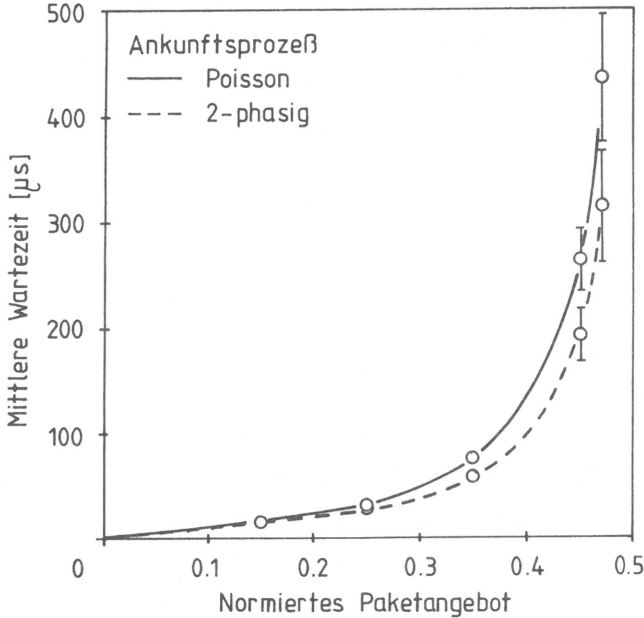


Bild 3.12: Mittlere Wartezeit eines Paketes bei unterschiedlichen Verteilungsfunktionen der Ankunftsabstände

schlußeinheit existiert für jede Priorität eine Warteschlange, in welche die Pakete entsprechend ihrer Priorität eingetragen werden. Der Pakettransfer auf dem CS/PS-Vermittlungsbus kann nur von CS-Zeitschlitzten unterbrochen werden, nicht aber von Paketen höherer Priorität. Ein ankommendes Paket höherer Priorität muß, falls ein Paket niederer Priorität den Bus belegt hat, solange warten, bis dieser Transfer abgeschlossen ist (nichtunterbrechende Priorität).

Bild 3.13 zeigt die mittlere Wartezeit pro Paket für beide Prioritäten in Abhängigkeit vom gesamten Paketangebot. Das Angebot an Paketen hoher Priorität liegt konstant bei 0,1. Für beide Prioritäten wurde eine konstante Paketlänge von 1024 Bit gewählt. Die Zeitschlitzte des CS-Verkehrs sind gleichverteilt im Pulsrahmen angeordnet.

Da die Prioritäten nicht unterbrechend wirken, nimmt mit steigendem Gesamtangebot die mittlere Wartezeit für Pakete hoher Priorität leicht zu. Denn, je höher das Gesamtangebot ist, desto größer wird die Wahrscheinlichkeit, daß beim Eintreffen eines Paketes hoher Priorität der CS/PS-Vermittlungsbus durch ein Paket mit niederer Priorität belegt ist, und somit das ankommende Paket warten muß.

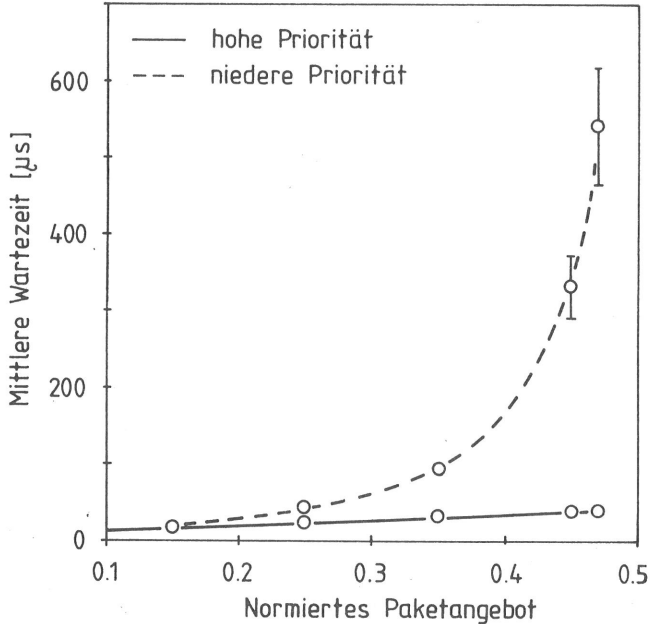


Bild 3.13: Mittlere Wartezeit für Pakete mit unterschiedlichen Prioritäten

### 3.5 Kopplung Vermittlungsknoten - Ring-LAN

Bei den hier und in [37] durchgeführten Untersuchungen wurden die beiden Teilsysteme immer isoliert betrachtet. An dieser Stelle soll das Problem der Kopplung zwischen CS/PS-Vermittlungsknoten und CS/PS-Ringsystem diskutiert werden.

Das Ringsystem besteht aus einer Master-Station und mehreren Ring-Stationen. An der Ring-Station sind die CS- und PS-Endgeräte angeschlossen. Die Master-Station erzeugt, puffert und überwacht den Pulsrahmen. Sie teilt auch die Zeitschlitz für neue CS-Verbindungen zu. Da die Master-Station zentrale Aufgaben im Ringsystem ausführt, ist es günstig, an dieser Station das Ringsystem mit dem CS/PS-Vermittlungsknoten zu koppeln. Zur Anpassung der beiden Elemente ist eine Netzkoppeleinheit notwendig, die in der Master-Station implementiert werden kann. Die Aufgaben dieser Einheit sind:

- Anpassung der unterschiedlichen PS-Protokolle
- Anpassung der unterschiedlichen CS-Signalisierungsprotokolle
- Anpassung der Pulsrahmenformate und der Zeitschlitzgröße

### 3.5.1 Individuell optimierte Systemkomponenten

CS/PS-Ringsystem und CS/PS-Vermittlungsknoten werden unabhängig voneinander entwickelt und optimiert. Die in beiden Teilsystemen benutzten Protokolle für Paketvermittlung und CS-Signalisierung, sowie die Pulsrahmenformate und Zeitschlitzgrößen können stark differieren, so daß in der Netzkoppeleinheit aufwendige Umsetzungs- und Anpassungsfunktionen notwendig sind. Mit steigender Komplexität der Kopplungseinheit wird aber die Leistungsfähigkeit geringer (größere Verzögerungszeiten, geringerer Durchsatz, usw.). Für den Verkehr zwischen den Teilsystemen stellt die Netzkoppeleinheit den Engpaß dar. Deshalb sollten die Funktionen in dieser Einheit so einfach wie möglich gestaltet werden.

### 3.5.2 Einheitliche Systemparameter für beide Komponenten

Um die Kopplung der beiden Teilsysteme relativ einfach zu gestalten, sollten Rahmendauer und Zeitschlitzgröße einheitlich sein. Protokolle für die CS-Signalisierung und die Paketvermittlung sollten so spezifiziert werden, daß der Aufwand in der Koppeleinheit gering wird. Das Beispiel der Paketvermittlung in diesem Abschnitt zeigt, welche Modifikationen in den Teilsystemen notwendig sind und welcher Aufwand bei der Kopplung entsteht.

Für die Paketvermittlung wird nur noch das Prinzip der virtuellen Verbindung verwendet, wozu die in Kapitel 3.3.4 beschriebene Protokollarchitektur leicht modifiziert werden muß. Die Länge der Pakete ist konstant und ein Paket füllt genau einen Zeitschlitz. Durch die konstante Paketlänge kann die Speichersteuerung in den Anschlußeinheiten des Vermittlungsknotens vereinfacht werden. Die für den Auf- und Abbau sowie den Datentransfer notwendigen Funktionen und Prozeduren müssen nicht geändert werden.

Da im bisherigen Konzept des Ringsystems nur die verbindungslose Kommunikation vorgesehen ist, müssen hier einige Modifikationen durchgeführt werden. Bei dem verwendeten Minipaket-Protokoll ist im Kopf des Minipaketes die Adresse der Zielstation angegeben. Jede Ring-Station vergleicht die Adresse im Minipaket mit der eigenen Adresse und entnimmt bei Übereinstimmung das Minipaket dem Ring.

Werden virtuelle Verbindungen verwendet, so steht im Kopf des Paketes die logische Kanalnummer, und jede Ring-Station vergleicht die logische Kanalnummer eines ankommenden Paketes mit den Kanalnummern der virtuellen Verbindungen, die sie betreffen. Das Lesen und Schreiben von Paketen ist ähnlich wie beim bisher verwendeten Minipaket-Protokoll, so daß auch in diesem Falle die Mehrfachausnutzung eines Zeitschlitzes möglich ist.

Für den Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen sowie den Transfer von Datenpaketen sind im Ringsystem ähnliche Prozeduren wie im Vermittlungsknoten nötig. Dies wird im Ringsystem zentral von der Master-Station durchgeführt. Die Vermittlung von Daten-

paketen erfolgt dezentral, d.h. die sendende Station schreibt ein Datenpaket in einen freien Zeitschlitz, die empfangende Station nimmt es vom Ring.

Zum Knoten geschickte Datenpakete werden von der Master-Station anhand der logischen Kanalnummer erkannt und vom Ring genommen. Da der Paketaufbau einheitlich ist, können sie sofort von der Master-Station zum Knoten geschickt werden. Vom Knoten kommende Pakete werden unverändert in freie Zeitschlitze gefüllt.

Die Kommunikation zum Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen zwischen Ring-Station und Master-Station basiert auf einer permanenten virtuellen Verbindung. Während der Systeminitialisierung wird jeweils zwischen Master-Station und jeder Ring-Station eine virtuelle Verbindung aufgebaut, die während des gesamten Betriebes bestehen bleibt. Sämtliche Steuerpakete zum Verbindungsauf- und abbau werden als Datenpakete der permanenten virtuellen Verbindung über den Ring transportiert. Da sich die Formate der Steuerpakete innerhalb und außerhalb des Ringes unterscheiden, müssen alle nach außen gehenden bzw. von dort kommenden Steuerpakete von der Master-Station in die entsprechende Form gewandelt werden.

## Kapitel 4

# Verkehrstheoretische Untersuchungen des CS/PS-Integrationsverfahrens mit Zeitschlitzverkettung

Die ersten Veröffentlichungen, in denen die Integration von Durchschalte- und Paketvermittlung untersucht wurden, erschienen 1974. In [63] sind dazu einige Ergebnisse zur Leistungsuntersuchung unterschiedlicher Größen enthalten. Danach entstanden zahlreiche Arbeiten, die sich mit verkehrstheoretischen Problemen der CS/PS-Integration befaßten. Meist sind dies Lösungsansätze zur Bestimmung verschiedener Leistungsgrößen in Systemen, die zur Integration einen zweigeteilten Rahmen verwenden, wobei die Grenze fest oder variabel sein kann [26,87,34,76,56,69,57,72,80]. Zum großen Teil beschränken sich diese Untersuchungen auf die CS/PS-Integration auf Übertragungsleitungen. Das Integrationsverfahren mit individueller Zeitschlitzbelegung, welches auf einem Ringsystem implementiert ist, wurde ausführlich in [37] dargestellt. In [69] wurden Untersuchungen zur CS/PS-Integration mit dem Verfahren der Zeitschlitzverkettung präsentiert, wobei der Zugriff auf den PS-Kanal als Polling-System modelliert wurde, bei dem zwischen 2 aufeinanderfolgenden Zugriffen immer eine Overheadphase abläuft. Untersuchungen zu diesem Verfahren, unter der Randbedingung der Implementierung auf einem Bussystem, sind Gegenstand dieses Kapitels.

Einige Ergebnisse der verkehrstheoretischen Untersuchungen wurden bereits in Kapitel 3 präsentiert. An dieser Stelle werden die benötigten Grundlagen aufgearbeitet, sowie die verwendeten Methoden zur Bestimmung verschiedener Leistungsgrößen vorgestellt. CS- und PS-Verkehr wurden getrennt untersucht. Bei den Untersuchungen des PS-Verkehrs wurde die Anzahl der mit CS-Verkehr belegten Zeitschlitze pro Rahmen als konstant angenommen. Bei der Bestimmung der Leistungsgrößen des CS-Verkehrs (Verlustwahrscheinlichkeit und Verkehrswert) wurde der PS-Verkehr nicht berücksichtigt, d.h. der CS-Verkehr

hat Priorität gegenüber dem PS-Verkehr.

## 4.1 Grundlagen der verkehrstheoretischen Untersuchungen

### 4.1.1 Systemmodelle

Um klare Aussagen über die Leistungsfähigkeit eines Kommunikationssystems machen zu können, sind verkehrstheoretische Untersuchungen notwendig. Grundlage einer solchen Untersuchung ist ein abstraktes Modell des realen Systems, in dem alle Komponenten und Mechanismen des Systems, welche die zu untersuchenden Leistungsgrößen beeinflussen, detailliert abgebildet werden müssen. Teilweise sind Vereinfachungen der Modelle möglich, ohne daß dabei die Ergebnisse relevant verändert werden, der Aufwand der Untersuchung aber erheblich verringert wird. Daher muß bei der Modellierung mit großer Sorgfalt vorgegangen werden.

Die wichtigsten Elemente eines Verkehrsmodells sind:

- Verkehrsquellen, die zur Erzeugung von Anforderungen (Rufe, Pakete, usw.) benötigt werden, welche von außen dem System angeboten werden (*Ankunftsprozeß*).
- Bedieneinheiten, die Anforderungen im System bearbeiten (*Bedienprozeß*).
- Warteschlangen, um Anforderungen zwischenspeichern zu können, die zum Ankunftszeitpunkt nicht bedient werden können. Sie werden durch die Größe des Warteraums und die Abfertigungsstrategie (z.B. FIFO) beschrieben.
- Zugriffsverfahren, die benötigt werden, falls eine Bedieneinheit Anforderungen aus verschiedenen Warteschlangen abarbeiten kann. Diese Verfahren regeln die Reihenfolge, in der die Bedieneinheit die Anforderungen der einzelnen Warteschlangen bearbeitet (z.B. Polling, Daisy-Chain, Prioritäten, usw.).

### 4.1.2 Ankunftsprozesse

Zur Analyse eines Kommunikationssystems müssen Ankunfts- und Bedienprozesse genauer beschrieben werden. Die Ankunftsabstände von aufeinanderfolgenden Anforderungen werden durch die Zufallsvariable  $T_A$  mit der Verteilungsfunktion

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

beschrieben.

Verteilungsfunktionen werden teilweise durch Messungen gewonnen. Oft kann aber bei diesen Messungen außer dem Mittelwert nur noch die Varianz der Zufallsvariablen ermittelt werden, so daß die gesuchte Verteilungsfunktion durch eine bekannte Verteilungsfunktion angenähert werden muß, die denselben Mittelwert und dieselbe Varianz wie die gesuchte Verteilungsfunktion aufweist. Außer der Verteilungsfunktion wird auch die Verteilungsdichtefunktion

$$f_A(t) = \frac{dF_A(t)}{dt} \quad (4.2)$$

und der Variationskoeffizient

$$c_A = \sqrt{\frac{\text{VAR}[T_A]}{\text{E}[T_A]^2}} = \sqrt{\frac{\text{E}[T_A^2]}{\text{E}[T_A]^2} - 1} \quad (4.3)$$

angegeben.

Nachfolgend werden einige Verteilungsfunktionen vorgestellt, die häufig bei verkehrstheoretischen Untersuchungen zur Charakterisierung der kontinuierlichen Zufallsvariablen des Ankunftsabstandes verwendet werden. Diese Verteilungsfunktionen können auch zur Beschreibung der Bedienzeit benutzt werden. Muß bei der Modellierung eines Paketvermittlungssystems die Paketlänge berücksichtigt werden, so wird die Länge durch eine diskrete Zufallsvariable beschrieben. Näherungsweise kann sie auch durch eine kontinuierliche Zufallsvariable charakterisiert werden.

### Negativ-exponentielle Verteilung (M)

Die negativ-exponentielle Verteilung wird sehr häufig zur Beschreibung des Ankunftsprozesses verwendet, da sie bei vielen Modellen diesen Prozeß sehr gut charakterisiert. Diese Verteilung hat die Eigenschaft der Gedächtnisfreiheit (Markoff-Eigenschaft), die bei der Analyse zu erheblichen Vereinfachungen führt, bzw. Analysen oft erst möglich macht. Bei einem gedächtnisfreien Prozeß ist die zukünftige Entwicklung nur vom gegenwärtigen Zustand abhängig. Wird z.B. der Ankunftsprozeß von einem externen Beobachter an zufälligen Zeitpunkten betrachtet und mißt er die Verteilung des Restankunftsabstandes (Intervall

vom Beobachtungszeitpunkt bis zum nächsten Ankunftsereignis), so ist diese Verteilung mit der Ankunftsabstandsverteilung identisch.

$$F_A(t) = 1 - e^{-\lambda t} \quad (4.4)$$

$$f_A(t) = \lambda e^{-\lambda t} \quad (4.5)$$

$$E[T_A] = \frac{1}{\lambda} \quad (4.6)$$

$$c_A = 1 \quad (4.7)$$

### Deterministische Verteilung (D)

Eine "Zufallsvariable", die deterministisch verteilt ist, hat immer den gleichen Wert. Die Verteilung wird charakterisiert durch:

$$F_A(t) = s(t - t_0) \quad (4.8)$$

$$f_A(t) = \delta(t - t_0) \quad (4.9)$$

$$E[T_A] = t_0 \quad (4.10)$$

$$c_A = 0 \quad (4.11)$$

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

$$s(t - t_0) = \begin{cases} 0 & \text{für } t < t_0 \\ 1 & \text{für } t \geq t_0 \end{cases} \quad (4.12)$$

$$\delta(t - t_0) = 0 \text{ für } t \neq t_0 \quad (4.13)$$

$$\int_{-\infty}^{\infty} \delta(t - t_0) dt = 1 \quad (4.14)$$



### Verschobene Exponentialverteilung (D-M)

Die verschobene Exponentialverteilung bestimmt sich über die Summe aus einer deterministischen und einer negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen (Bild 4.1).



Bild 4.1: Verschobene Exponentialverteilung

$$F_A(t) = s(t - t_0) (1 - e^{-\lambda(t-t_0)}) \quad (4.15)$$

$$f_A(t) = s(t - t_0) \lambda e^{-\lambda(t-t_0)} \quad (4.16)$$

$$E[T_A] = t_0 + \frac{1}{\lambda} \quad (4.17)$$

$$0 \leq c_A \leq 1 \quad (4.18)$$

### Erlang-k-Verteilung ( $E_k$ )

Die  $E_k$ -verteilte Zufallsvariable setzt sich aus der Summe von  $k$  negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen zusammen (Bild 4.2). Die  $k$  Zufallsvariablen sind identisch verteilt und haben den Mittelwert  $1/k\mu$ . Bei dieser Verteilung sind nur diskrete Werte für den Variationskoeffizienten möglich.

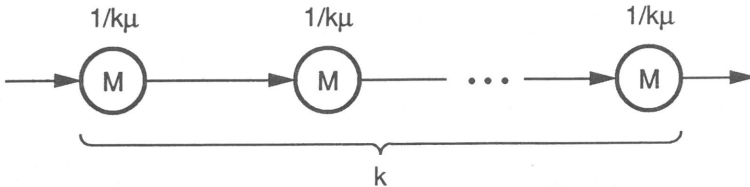


Bild 4.2: Erlang-k-Verteilung

$$F_A(t) = 1 - e^{-k\mu t} \sum_{j=0}^{k-1} \frac{(k\mu t)^j}{j!} \quad (4.19)$$

$$f_A(t) = \mu^k \frac{t^{k-1}}{(k-1)!} e^{-\mu t} \quad (4.20)$$

$$E[T_A] = \frac{1}{\mu} \quad (4.21)$$

$$0 < c_A \leq 1 \quad (4.22)$$

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

Die  $H_2$ -Verteilung bestimmt sich über die zufallsabhängige Auswahl einer von zwei negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen  $T_1$  oder  $T_2$  mit den Mittelwerten  $1/\mu_1$  und  $1/\mu_2$  (Bild 4.3).

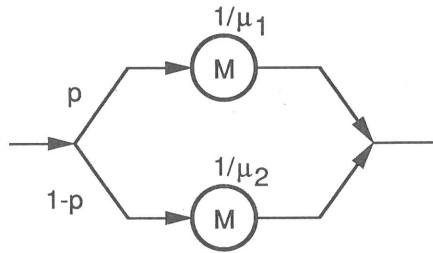


Bild 4.3: Hyperexponentielle-Verteilung zweiter Ordnung

$$F_A(t) = p(1 - e^{-\mu_1 t}) + (1-p)(1 - e^{-\mu_2 t}) \quad (4.23)$$

$$f_A(t) = p\mu_1 e^{-\mu_1 t} + (1-p)\mu_2 e^{-\mu_2 t} \quad (4.24)$$

$$E[T_A] = \frac{p}{\mu_1} + \frac{1-p}{\mu_2} \quad (4.25)$$

$$c_A \geq 1 \quad (4.26)$$

Wurden durch Messungen nur der Mittelwert  $E[T_A]$  und der Variationskoeffizient  $c_A$  ermittelt, so wird zur eindeutigen Bestimmung der Parameter  $\mu_1, \mu_2$  und  $p$  zusätzlich die Symmetrieannahme  $p/\mu_1 = (1-p)/\mu_2$  verwendet. Somit ergeben sich folgende Gleichungen zur Bestimmung der Parameter  $\mu_1, \mu_2$  und  $p$ :

$$p = \frac{1}{2} \left( 1 + \sqrt{\frac{c_A^2 - 1}{c_A^2 + 1}} \right) \quad (4.27)$$

$$\mu_1 = \frac{2p}{E[T_A]} \quad (4.28)$$

$$\mu_2 = \frac{2(1-p)}{E[T_A]} \quad (4.29)$$

### Gruppenankunftsprozeß

Beim Gruppenankunftsprozeß (engl. batch arrival process) treffen zu einem Zeitpunkt mehrere Anforderungen im System ein. Der Abstand der Gruppenankünfte wird wieder durch den zufallsabhängigen Ankunftsabstand beschrieben. Die Anzahl der zu einem Zeitpunkt eintreffenden Anforderungen stellt ebenfalls eine Zufallsvariable dar, die durch eine diskrete Verteilung charakterisiert werden kann.

### 4.1.3 Bedienprozesse

Die Bearbeitung von Anforderungen im System wird durch zufallsabhängige Bedienprozesse modelliert. Die Dauer der Bedienung wird mittels der Zufallsvariablen  $T_H$  beschrieben, die durch eine Verteilungsfunktion charakterisiert ist. Als Verteilungsfunktion können z.B. die in 4.1.2 dargestellten kontinuierlichen Verteilungen benutzt werden.

Da im CS/PS-Vermittlungssystem die Busübertragungszeit (welche der Bedienzeit entspricht) immer ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzdauer ist, wird zur Beschreibung der Bedienzeit eine diskrete Verteilung benötigt.

### Negativ-binomiale Verteilung

Die negativ-binomiale Verteilung wird bei der Leistungsuntersuchung des PS-Verkehrs verwendet. Allgemein gilt für die negativ-binomiale Verteilung:

$$F(x) = \sum_{j=0}^x \binom{j+k-1}{j} (1-p)^j p^k \quad (4.30)$$

$$f(x) = \sum_{j=0}^x \binom{j+k-1}{j} (1-p)^j p^k \delta(x-j) \quad (4.31)$$

$$E[X] = \frac{(1-p)k}{p} \quad (4.32)$$

$$c > 0 \quad (4.33)$$

mit

$$0 \leq p \leq 1 \quad (4.34)$$

$$k > 0 \quad (4.35)$$

$$x = 0, 1, 2, \dots \quad (4.36)$$

#### 4.1.4 Verlustsystem, Wartesystem und Warteverlustsystem

Es wird ein System betrachtet, das aus einer endlichen Anzahl von Bedieneinheiten besteht, von der jede eine Anforderung bearbeiten kann. Trifft in einem *Verlustsystem* eine Anforderung ein und sind zu diesem Zeitpunkt alle Bedieneinheiten belegt, so muß die eingetroffene Anforderung abgewiesen werden und sie geht somit verloren. Bei einem Gruppenankunftsprozeß gibt es im Verlustsystem 2 Möglichkeiten:

1. Sind bei der Ankunft einer Gruppe weniger Bedieneinheiten frei als in der Gruppe Anforderungen enthalten sind, so wird die gesamte Gruppe abgewiesen.
2. Reichen die freien Bedieneinheiten nicht aus, um alle Anforderungen der angekommenen Gruppe bedienen zu können, so werden die freien Bedieneinheiten belegt und die restlichen Anforderungen der Gruppe abgewiesen.

In einem *Wartesystem* können alle Anforderungen, die bei ihrem Eintreffen keine freie Bedieneinheit vorfinden, im Wartespeicher mit unbegrenztem Warteraum zwischengespeichert werden. Nachdem eine Bedieneinheit eine Anforderung bearbeitet hat, kann sie eine wartende Anforderung bedienen. Beim Gruppenankunftsprozeß muß unterschieden werden, ob alle Anforderungen einer Gruppe gleichzeitig bedient werden müssen oder ob die Anforderungen unabhängig voneinander bedient werden können.

In der Realität gibt es aber keine Wartesysteme, sondern nur *Warteverlustsysteme*, da der Warteraum immer endlich ist. Oft wird der Warteraum so dimensioniert, daß die

entstehenden Verluste in vorgegebenen Grenzen bleiben. Daher können zur Bestimmung vieler Leistungsgrößen die realen Systeme als reine Wartesysteme modelliert werden, deren Analyse einfacher ist als beim Warteverlustsystem.

### 4.1.5 Erzeugende Funktionen

Bei diskreten Verteilungen können Probleme der Wahrscheinlichkeitstheorie mit Methoden der Funktionentheorie behandelt werden. Ist  $X$  eine Zufallsvariable, die nur nichtnegative, ganze Zahlen annehmen kann, mit der Verteilung  $P\{X = i\} = p_i$ , so wird die *erzeugende Funktion* der Wahrscheinlichkeiten  $p_i$  wie folgt definiert:

$$G(z) = \sum_{i=0}^{\infty} p_i z^i \tag{4.37}$$

Die erzeugende Funktion  $G(z)$  existiert in  $|z| \leq 1$  und besitzt folgende Eigenschaften:

$$G(1) = \sum_{i=0}^{\infty} p_i = 1 \tag{4.38}$$

$$E[X] = \left. \frac{dG(z)}{dz} \right|_{z=1} \tag{4.39}$$

$$\text{VAR}[X] = \left[ \left. \frac{d^2G(z)}{dz^2} + \frac{dG(z)}{dz} - \left( \frac{dG(z)}{dz} \right)^2 \right] \right|_{z=1} \tag{4.40}$$

$$p_i = \left. \frac{1}{i!} \cdot \frac{d^i G(z)}{dz^i} \right|_{z=0} \quad i = 0, 1, 2, \dots \tag{4.41}$$

### 4.1.6 Methode der eingebetteten Markoff-Kette

Erfüllt in einem System der Ankunftsprozeß oder der Bedienprozeß die Markoff-Eigenschaft, so kann zur verkehrstheoretischen Untersuchung die *Methode der eingebetteten Markoff-Kette* verwendet werden. Der Zustandsprozeß des Systems ist gedächtnisbehafet, hat aber spezielle Zeitpunkte, die sogenannten *Regenerationszeitpunkte*, an denen er sein Gedächtnis verliert. Nach einem Regenerationszeitpunkt entwickelt sich der Zustandsprozeß unabhängig

von seiner Vergangenheit. Mit Hilfe der Übergangswahrscheinlichkeiten, die das Übergangsverhalten des Prozesses zwischen zwei Regenerationszeitpunkten beschreiben, können die Zustandswahrscheinlichkeiten des Systems an den eingebetteten Punkten bestimmt werden. Durch Zeitmittelung kann die Verteilung der Systemzustände zu beliebigen Zeitpunkten berechnet werden wodurch sich verschiedene charakteristische Leistungsgrößen bestimmen lassen.

## 4.2 Analytische Leistungsuntersuchung des CS-Verkehrs

Bei dem in diesem CS/PS-Knoten verwendeten Integrationsverfahren können die Zeitschlitzte beliebig im Rahmen angeordnet werden. Prinzipiell ist es möglich, daß alle  $n_R$  Zeitschlitzte des Pulsrahmens vom CS-Verkehr belegt werden können. In diesem Fall hat der CS-Verkehr immer Priorität im Vergleich zum PS-Verkehr. Um aber dem PS-Verkehr akzeptable Verzögerungen und Verlustwahrscheinlichkeiten zu ermöglichen, werden dem CS-Verkehr nur  $m^* < n_R$  Zeitschlitzte zur Verfügung gestellt.

Vielen CS-Diensten genügt eine Bitrate von 64 kbit/s, neue Dienste jedoch, wie z.B. Bildkommunikation oder Graphikanwendungen, benötigen höhere Bitraten (z.B. 384 kbit/s, 1,92 Mbit/s). Damit diese Dienste auch im CS/PS-Knoten integriert werden können, wird das Prinzip der Mehrkanal-Durchschaltvermittlung verwendet.

### 4.2.1 Modellierung

Die Vermittlung des CS-Verkehrs innerhalb des CS/PS-Vermittlungsknotens ist den Vermittlungsabläufen in einem *Kombinationsvielfach* [77] ähnlich. Über den CS/PS-Vermittlungsbuss findet eine *räumliche* und *zeitliche* Vermittlung statt.

Zur Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeiten der CS-Rufe mit unterschiedlichen Bandbreiten kann der CS/PS-Vermittlungsknoten als eine einstufige Koppelanordnung mit vollkommener Erreichbarkeit (intern blockierungsfrei) modelliert werden. Da für den CS-Verkehr nur Duplexverbindungen betrachtet werden, beträgt die Größe der Koppelanordnung  $m = m^*/2$  Kanäle der Grundbandbreite. Ankommende Rufe, die nicht sofort bedient werden können, werden abgewiesen (Verlustsystem).

Wird angenommen, daß die Anzahl der ruferzeugenden Quellen unendlich ist (Poisson-Ankunftsprozeß), und daß nur Rufe mit der Bandbreite des Grundkanals möglich sind, so wird die Verlustwahrscheinlichkeit  $B$  nach der *Erlang-Formel* berechnet:

$$B = \frac{A^m/m!}{\sum_{i=0}^m A^i/i!} \quad (4.42)$$

$A$  ist das Angebot in der Pseudoeinheit "Erlang" und ergibt sich aus der mittleren Ankunftsrate  $\lambda$  und der mittleren Belegungsdauer  $h$ :

$$A = \lambda \cdot h \quad (4.43)$$

Die Verlustwahrscheinlichkeiten der Verkehre mit unterschiedlichen Bandbreitenanforderungen werden durch die Kanalanordnungsstrategien, die Absuchverfahren nach freien Kanälen und die Bandbreitenzuteilungsstrategien beeinflusst.

## 4.2.2 Kanalanordnungsstrategien

Die nachfolgend dargestellten Strategien beschreiben verschiedene Möglichkeiten zur Anordnung der einzelnen Kanäle einer breitbandigen Verbindung innerhalb des Pulsrahmens. Ein neu ankommender Ruf wird akzeptiert, falls unter Berücksichtigung der verschiedenen Kanalanordnungsstrategien genügend Bandbreite vorhanden ist.

### Beliebige Kanalanordnung

Bei dieser Strategie können die einzelnen Kanäle einer breitbandigen Verbindung beliebig innerhalb des Pulsrahmens angeordnet werden [33,50]. Neu ankommende Rufe können angenommen werden, falls ihre geforderte Bandbreite kleiner oder gleich der Restbandbreite des Pulsrahmens ist. Der Nachteil dieser Strategie liegt im hohen Implementierungsaufwand, da jeder Kanal einer Mehrkanal-Verbindung explizit gekennzeichnet sein muß.

### Zusammenhängende Kanalanordnung

Alle Kanäle einer breitbandigen Verbindung müssen zusammenhängend im Pulsrahmen angeordnet werden. Dies hat den Vorteil, daß eine Mehrkanal-Verbindung nur durch die Lage des ersten benutzten Kanals und der Anzahl der Kanäle festgelegt ist. Der Nachteil dieser Implementierung besteht darin, daß für einen erfolgreichen Verbindungsaufbau immer alle benötigten Zeitschlitze zusammenhängend sein müssen. Es kann also vorkommen, daß die Restbandbreite des Pulsrahmens für einen neuen breitbandigen Ruf ausreicht, der

Ruf aber abgelehnt werden muß, da die freien Kanäle nicht zusammenhängend angeordnet sind.

Bei dieser Strategie wird zusätzlich noch unterschieden, ob der erste Kanal einer breitbandigen Verbindung nur an bestimmten Stellen im Rahmen (*regelmäßige Anordnung*) [50,74] oder an einer zufälligen Stelle (*zufällige Anordnung*) [25] beginnen kann. Diese weitere Einschränkung hat den Vorteil, daß bei der regelmäßigen Anordnung Lücken entstehen, in denen breitbandige Verbindungen aufgebaut werden können. Diese Vorteile wirken sich besonders dann aus, wenn nur Rufe ankommen, deren Bandbreite ein Vielfaches voneinander ist.

### **Äquidistante Kanalanordnung**

Diese Strategie ist dadurch gekennzeichnet, daß die Kanäle der breitbandigen Verbindung äquidistant im Rahmen angeordnet sind [25,50]. Die Strategie zeigt dasselbe Verhalten wie die zusammenhängende Kanalanordnungsstrategie mit regelmäßiger Anordnung. Durch Ummunieren der Kanäle kann dies leicht nachgewiesen werden.

### **Zweiseitige Kanalanordnung**

Sind nur 2 Bandbreitenklassen vorhanden, so werden Rufe der einen Klasse von links beginnend, die Rufe der anderen Klasse von rechts beginnend im Rahmen angeordnet [25].

## **4.2.3 Absuchverfahren**

Die Suche nach freien Kanälen kann unterschiedlich implementiert werden, wobei dies Auswirkungen auf die Dauer des Verbindungsaufbaus und die Verkehrsleistung hat. Nachfolgend werden einige Absuchverfahren beschrieben:

1. Die Suche nach einem freien Kanal beginnt an einem zufällig gewählten Punkt im Pulsrahmen.
2. Die Suche nach einem freien Kanal beginnt immer an einem festen Ausgangspunkt (z.B. Rahmenanfang).
3. Die Kanäle eines neu ankommenden Rufes werden so im Rahmen angeordnet, daß unter Berücksichtigung der Kanalanordnungsstrategie noch möglichst viele breitbandige Rufe akzeptiert werden können. Dies hat dann Vorteile, falls die Kanäle der breitbandigen Verbindungen regelmäßig im Pulsrahmen angeordnet werden müssen. Der Nachteil dieses Absuchverfahrens ist der große Implementierungsaufwand.



Wird die beliebige Kanalanordnungsstrategie verwendet, so werden beim Aufbau breitbandiger Verbindungen keine Einschränkungen gemacht, und der Pulsrahmen kann somit am höchsten ausgelastet werden. Außerdem kann für die Suche nach einem freien Kanal der einfach zu implementierende Algorithmus verwendet werden, bei dem die Suche nach freien Kanälen an einem beliebigen Punkt im Rahmen beginnt. Dies hat zur Folge, daß die Kanäle des CS-Verkehrs möglichst gleichverteilt im Pulsrahmen angeordnet werden, was sich vorteilhaft auf die Leistungsgrößen des PS-Verkehrs auswirkt.

#### 4.2.4 Bandbreitenzuteilung bei Mehrkanal-Durchschaltung

Beim MCCS-Verfahren werden die Verkehre in  $k$  verschiedene Klassen eingeteilt, wobei jede Klasse durch die Bandbreite  $m_i$  mit  $i = 1, \dots, k$  gekennzeichnet ist. Die Einteilung erfolgt so, daß jede Bandbreite eindeutig einer Klasse zugeordnet wird und die Klassen nach aufsteigender Bandbreite sortiert werden ( $m_i < m_{i+1}$ ).

Werden neu ankommende Rufe nur dann abgelehnt, falls die geforderte Bandbreite größer als die Restbandbreite des Pulsrahmens ist, so steigt die Verlustwahrscheinlichkeit mit zunehmendem Bandbreitenbedarf. Um diese Ungerechtigkeit umgehen zu können, werden Bandbreitenzuteilungsstrategien verwendet, die es ermöglichen, die Verlustwahrscheinlichkeiten für Rufe der unterschiedlichen Bandbreitenklassen den geforderten Sollwerten besser anzupassen. Dies geschieht dadurch, daß unter bestimmten Bedingungen ein Ruf mit geringer Bandbreite abgelehnt wird und damit mehr Bandbreite für breitbandige Rufe zur Verfügung steht.

##### Gemeinsame Nutzung

Für die Verkehre der verschiedenen Bandbreitenklassen werden keine Einschränkungen bei der Kanalbelegung gemacht. Ankommende Rufe werden abgelehnt falls die Restbandbreite kleiner als die geforderte Bandbreite ist (engl. complete sharing).

##### Statische Reservierung

Sind insgesamt  $k$  Bandbreitenklassen möglich, so wird die Gesamtbandbreite in  $k$  beliebig große Teile aufgespalten und jeder Teil einer Klasse zugeordnet (engl. complete partitioning). Die Aufteilung sollte jedoch so sein, daß der Anteil der Klasse  $i$  ein ganzzahliges Vielfaches der Bandbreite  $m_i$  beträgt, damit jede Klasse ihren Anteil vollständig nutzen kann. Ein Ruf der Klasse  $i$  wird abgelehnt, falls die Restbandbreite des Bandbreitenanteils dieser Klasse kleiner ist als die Bandbreite  $m_i$ . Die  $k$  Bandbreitenklassen beeinflussen sich

gegenseitig nicht, so daß das Gesamtsystem aus  $k$  unabhängigen Teilsystemen besteht. Die Verlustwahrscheinlichkeiten der Verkehre der unterschiedlichen Bandbreitenklassen können mit Hilfe der Erlang-Formel bestimmt werden.

### **Statische Reservierung mit Überlauf**

Die Gesamtbandbreite wird in  $k + 1$  Teile beliebiger Größe aufgespalten. Jeder der  $k$  Bandbreitenklassen wird ein Teil zur exklusiven Nutzung zugeteilt. Die restliche Bandbreite steht allen Klassen zur gemeinsamen Nutzung zur Verfügung. Können einem neu ankommenden Ruf der Bandbreitenklasse  $i$  nicht genügend Kanäle aus dem dieser Klasse zugeordneten Bereich zugeteilt werden, so besteht die Möglichkeit des Überlaufs. In diesem Fall werden die benötigten Kanäle im gemeinsamen Bereich gesucht. Der Ruf der Klasse  $i$  wird erst abgelehnt, falls die Restbandbreite im gemeinsamen Bandbreitenbereich kleiner als die angeforderte Bandbreite  $m_i$  ist.

### **Rufflimitierung**

Die maximale Anzahl an akzeptierten Verbindungen pro Bandbreitenklasse  $i$  wird bei dieser Strategie durch den Wert  $X[i]$  ( $i = 1, \dots, k$ ) beschränkt (engl. class limitation). Durch geeignete Wahl der Grenzen  $X[i]$  können die bisher beschriebenen Strategien realisiert werden. Ein Ruf der Bandbreitenklasse  $i$  wird abgelehnt, falls bereits  $X[i]$  Verbindungen dieser Klasse bestehen, oder die Restbandbreite kleiner der geforderten Bandbreite  $m_i$  ist.

### **Summenlimitierung**

Ein ankommender Ruf der Bandbreitenklasse  $i$  wird nur dann akzeptiert, falls die Anzahl aller belegten Kanäle kleiner oder gleich dem Grenzwert  $S[i]$  ist (engl. sum limitation). Dieser Grenzwert wird für jede Bandbreitenklasse  $i$  ( $i = 1, \dots, k$ ) individuell festgelegt.

### **Modifizierte Summenlimitierung**

Jeder Bandbreitenklasse  $i$  wird der Grenzwert  $MS[i]$  für  $i = 1, \dots, k$  zugeteilt, der die Anzahl aller belegten Kanäle im System beschreibt. Ein Ruf der Klasse  $i$  wird abgelehnt, falls die Anzahl aller belegten Kanäle gleich dem Wert  $MS[i]$  ist (engl. modified sum limitation), oder die freie Restbandbreite kleiner der geforderten Bandbreite  $m_i$  ist.

## Dynamische Reservierung

Als Kriterium für die Annahme oder Ablehnung eines Rufes wird die freie Restbandbreite des Pulsrahmens verwendet. Für die Bandbreitenklasse  $i$  wird ein ganzzahliger Reservierungswert  $R[i]$  ( $i = 2, \dots, k$ ) festgelegt. Ein Ruf der Klasse  $i$  für  $i = 1, \dots, k - 1$  wird abgelehnt, falls in der aktuellen Restbandbreite genau  $1, \dots, R[j]$  Rufe der Bandbreitenklasse  $j$  ( $j = i + 1, \dots, k$ ) aufgenommen werden können. Ein Ruf der Klasse  $i$  wird auch dann abgelehnt, falls die Restbandbreite kleiner der geforderten Bandbreite  $m_i$  ist. In Zuständen, in denen Rufe der Bandbreitenklasse  $i$  abgelehnt werden und freie Restbandbreite vorhanden ist, wird einem Ruf mit höherer Bandbreite die Möglichkeit der Belegung offen gehalten.

### 4.2.5 Analytische Bestimmung der Leistungsgrößen

Für die nachfolgenden Bandbreitenzuteilungsstrategien wurden die Verlustwahrscheinlichkeiten und Verkehrswerte der Verkehre der verschiedenen Bandbreitenklassen für die beliebige Kanalanordnungsstrategie bestimmt:

- Gemeinsame Nutzung
- Ruffimitierung
- Summenlimitierung
- Modifizierte Summenlimitierung
- Dynamische Reservierung

Die Berechnung der Leistungsgrößen läuft bei allen Bandbreitenzuteilungsstrategien nach folgendem Prinzip ab:

1. Bei der Leistungsuntersuchung des Systems wird vorausgesetzt, daß es sich im eingeschwungenen Zustand befindet und daß die Ankunftsabstände bei allen Bandbreitenklassen  $i$  ( $i = 1, \dots, k$ ) negativ-exponentiell verteilt sind. Zuerst wird für das System mit  $k$  Bandbreitenklassen ein  $k$ -dimensionaler Zustandsraum mit allen möglichen Zuständen, Übergängen und Übergangsraten aufgestellt. Der Zustandsvektor  $(x_1, \dots, x_k)$  bedeutet, daß genau  $x_i$  Verbindungen der Bandbreitenklasse  $i$  ( $i = 1, \dots, k$ ) existieren. Bei der Berechnung wird zunächst angenommen, daß die Belegungsdauern der einzelnen Bandbreitenklassen negativ-exponentiell verteilt sind. In [51] konnte jedoch gezeigt werden, daß im Falle des Verlustsystems die Zustandswahrscheinlichkeiten für beliebige Verteilungsfunktionen der Belegungsdauer Gültigkeit haben.
2. Danach werden die Zustandswahrscheinlichkeiten bestimmt.

3. Die Verlustwahrscheinlichkeit  $B_i$  eines Rufes der Bandbreitenklasse  $i$  wird durch Aufsummieren der Zustandswahrscheinlichkeiten aller Zustände in denen ein solcher Ruf abgelehnt wird, ermittelt. Dies beruht auf der Eigenschaft der Poisson-Ankunftsströme (PASTA: Poisson Arrivals See Time Averages [88]).
4. Der Verkehrswert  $Y_i$  für Rufe der Bandbreitenklasse  $i$  wird aus dem Angebot  $A_i$  und der Verlustwahrscheinlichkeit  $B_i$  wie folgt berechnet:

$$Y_i = A_i \cdot (1 - B_i) \tag{4.44}$$

Für das Angebot  $A_i$  gilt:

$$A_i = m_i \cdot \frac{\lambda_i}{\varepsilon_i} = m_i \cdot \lambda_i \cdot h_i \tag{4.45}$$

$\lambda_i$  ist die Rufankunftsrate der Bandbreitenklasse  $i$ .

$h_i = (1/\varepsilon_i)$  ist die mittlere Belegungsdauer eines Rufes der Klasse  $i$ .

Um die Auswirkungen der Bandbreitenzuteilungsstrategien auf den Zustandsraum und somit auch auf die Verlustwahrscheinlichkeiten zu verdeutlichen, werden die Zustandsräume für die unterschiedlichen Strategien dargestellt. Betrachtet wird ein System mit folgenden Parametern:

Anzahl der Kanäle:	$m$	=	12
Anzahl der Bandbreitenklassen:	$k$	=	2
Anzahl der Kanäle pro Ruf der Bandbreitenklasse 1:	$m_1$	=	1
Anzahl der Kanäle pro Ruf der Bandbreitenklasse 2:	$m_2$	=	4

In den Zustandsräumen beschreibt  $x_i$  ( $i = 1, 2$ ) die Anzahl der bestehenden Verbindungen der Bandbreitenklasse  $i$ . Die durch Ankünfte und Endigungen von Rufes der Bandbreitenklasse  $i$  verursachten Zustandsübergänge verlaufen parallel zur  $x_i$ -Achse. Sie wurden nur in Bild 4.4 eingezeichnet, in allen nachfolgenden Bildern wurden sie aus Gründen der Übersichtlichkeit weggelassen. Ankommende Rufe der Bandbreitenklasse  $i$  werden in allen Randzuständen abgewiesen, in denen kein weiterer Übergang für diese Klasse möglich ist. Zusätzliche Einschränkungen durch Bandbreitenzuteilungsstrategien sind durch einen Strich zwischen zwei benachbarten Zuständen gekennzeichnet. Dies bedeutet, daß dieser Übergang nicht möglich ist und ein in diesem Zustand ankommender Ruf abgelehnt werden muß.

Bild 4.4 zeigt den Zustandsraum für die Strategie *gemeinsame Nutzung*. Aus dem Zustandsraum ist bereits ersichtlich, daß die Verlustwahrscheinlichkeit für den Verkehr der

Bandbreitenklasse 2 immer größer als bei Klasse 1 ist, da Rufe der Bandbreitenklasse 2 zusätzlich zu all den Zuständen, in denen Rufe der Klasse 1 abgelehnt werden, auch in weiteren Zuständen abgewiesen werden.

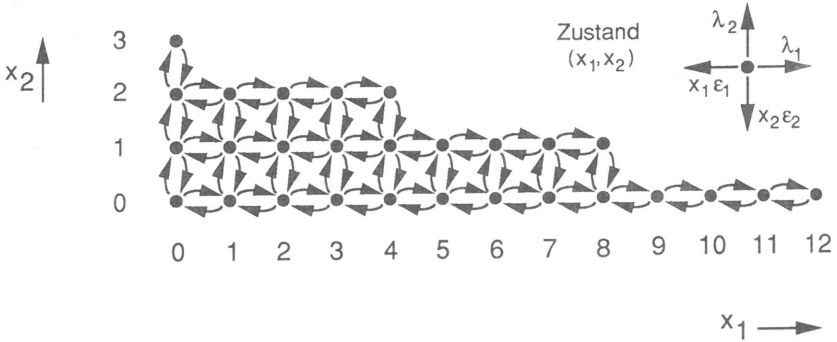


Bild 4.4: Zustandsraum für die Bandbreitenzuteilungsstrategie *gemeinsame Nutzung*

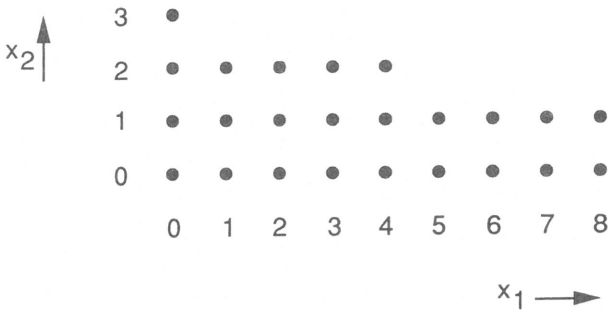


Bild 4.5: Zustandsraum für die Bandbreitenzuteilungsstrategie *Ruflimitierung*

Bereits 1965 wurde diese Strategie und ihre Auswirkungen auf die Verlustwahrscheinlichkeiten in [33] beschrieben. Später wurde in [25,50] die Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeit in geschlossener Form dargestellt. In [51,58,21] sind Algorithmen enthalten, mit denen dieses Problem einfach und schnell gelöst werden kann.

In Bild 4.5 ist der Zustandsraum für die Strategie *Ruflimitierung* dargestellt. Der Grenzwert für die Bandbreitenklasse 1 wurde  $X[1] = 8$  gesetzt. Für die Bandbreitenklasse 2 wurden keine Einschränkungen gemacht, d.h.  $X[2] = 3$ . Durch diese Einschränkung wurde der Zustandsraum im Vergleich zur Strategie *gemeinsame Nutzung* etwas verkleinert. Die Übergänge zwischen den Zuständen sind aber identisch denen in Bild 4.4.

In [50] wurde gezeigt, daß zur Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeiten eine geschlossene Form existiert, die aus der bekannten Darstellung für die Strategie *gemeinsame Nutzung* hergeleitet wird. Die Zustandswahrscheinlichkeiten können bei diesem und dem in Bild 4.4 enthaltenen Zustandsraum in Produktform dargestellt werden und mittels effizienter Algorithmen [48] berechnet werden.

Die Methode der *Summenlimitierung* hat den Vorteil, daß durch geeignete Wahl der Werte  $S[i]$  ( $i = 1, \dots, k$ ) alle Verlustwahrscheinlichkeiten  $B_i$  gleich groß werden. Um dies zu erreichen, müssen die Grenzwerte für alle Bandbreitenklassen den gleichen Wert haben und folgende Bedingung erfüllen:

$$S[i] \leq m - m_k + 1 \quad \text{für } i = 1, \dots, k \quad (4.46)$$

Bild 4.6 zeigt den Zustandsraum für diese Strategie mit den Grenzwerten  $S[1] = S[2] = 9$ . Damit sind die Verlustwahrscheinlichkeiten der Verkehre der beiden Bandbreitenklassen identisch.

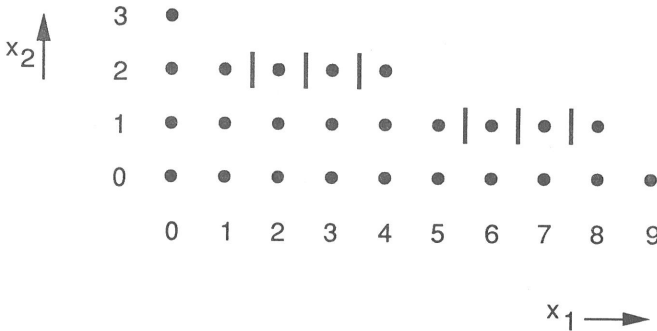


Bild 4.6: Zustandsraum für die Bandbreitenzuteilungsstrategie *Summenlimitierung*

Die Zustandswahrscheinlichkeiten können nicht mehr in Produktform dargestellt werden. Zur Bestimmung der Zustandswahrscheinlichkeiten müssen für jeden Zustand die Gleichungen des statistischen Gleichgewichts aufgestellt werden und das daraus resultierende lineare Gleichungssystem mit geeigneten Methoden (z.B. Gauß-Seidel Iterationsverfahren) gelöst werden. Für eine große Kanalzahl  $m$  und viele Bandbreitenklassen  $k$  wird der Zustandsraum sehr groß und die Lösung des Gleichungssystems aufwendig. Für spezielle Ankunftsprozesse wurde ein System mit  $k = 2$  Bandbreitenklassen und  $S[1] = m - m_2$ ,  $S[2] = m - m_2 + 1$  in [67] untersucht.

Bild 4.7 zeigt den Zustandsraum für die Strategie *modifizierte Summenlimitierung*. Für den Verkehr der Bandbreitenklasse 2 wurden keine Einschränkungen gemacht. Der Verkehr der Klasse 1 wird abgelehnt, falls genau 9 Kanäle belegt sind ( $MS[1] = 9$ ). Die Verlustwahrscheinlichkeiten können nur durch explizites Lösen des linearen Gleichungssystems zur Bestimmung der Zustandswahrscheinlichkeiten ermittelt werden.

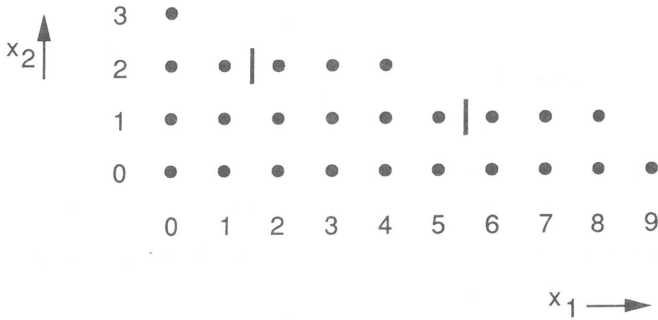


Bild 4.7: Zustandsraum für die Bandbreitenzuteilungsstrategie *modifizierte Summenlimitierung*

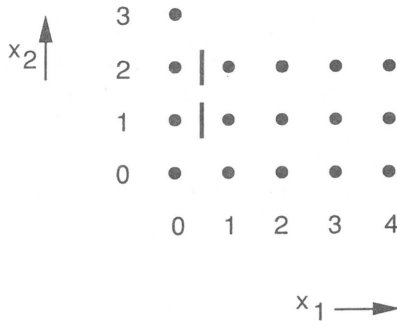


Bild 4.8: Zustandsraum für die Bandbreitenzuteilungsstrategie *dynamische Reservierung*

Der Zustandsraum der Bandbreitenzuteilungsstrategie *dynamische Reservierung* ist in Bild 4.8 dargestellt. Der Reservierungswert  $R[2] = 2$  führt zu einer Reduzierung des Zustandsraums. Mit dieser Strategie kann der schmalbandige Verkehr sehr eingeschränkt werden. Da die Zustandswahrscheinlichkeiten sich nicht in Produktform darstellen lassen, muß zur Berechnung der Verlustwahrscheinlichkeiten wiederum das lineare Gleichungssystem explizit gelöst werden.

### 4.2.6 Ergebnisse

Hier werden nur einige Ergebnisse der Leistungsuntersuchung aufgezeigt. Gewählt wurde ein System, das aus  $m = 128$  Duplex-Kanälen mit je 64 kbit/s besteht (entspricht 50% der Gesamtbandbreite des in 5 beschriebenen Labormodells). Im System sollen  $k = 3$  Bandbreitenklassen mit folgenden Bandbreiten möglich sein:

64 kbit/s ( $B$ -Kanal),  $m_1 = 1$

384 kbit/s ( $H_0$ -Kanal),  $m_2 = 6$

1920 kbit/s ( $H_{12}$ -Kanal),  $m_3 = 30$

Die Parameter der einzelnen Bandbreitenzuteilungsstrategien sind bei allen hier vorgestellten Ergebnissen gleich.

- Bei der Strategie *gemeinsame Nutzung* (GN) gibt es keine einschränkenden Parameter.
- Für die Strategie *Ruflimitierung* (RL) wurden die Grenzwerte  $X[1] = 98$ ,  $X[2] = 18$  und  $X[3] = 4$  gesetzt.
- Bei der Methode *Summenlimitierung* (SL) wurden die Parameter  $S[1] = S[2] = S[3] = 99$  gewählt. Somit entstehen für alle 3 Bandbreitenklassen gleiche Verlustwahrscheinlichkeiten.
- Die Grenzen bei der Strategie *modifizierte Summenlimitierung* (MSL) wurden unterschiedlich gewählt,  $MS[1] = 98$ ,  $MS[2] = 110$  und  $MS[3] = 128$ .
- Bei der *dynamischen Reservierung* (DR) wurde  $R[2] = 5$  und  $R[3] = 2$  gesetzt.

Sämtliche Ergebnisse sind in Abhängigkeit des Gesamtangebotes des CS-Verkehrs  $A_{cs}$  dargestellt.  $A_{cs}$  wurde wie folgt definiert:

$$A_{cs} = \sum_{i=1}^3 A_i \tag{4.47}$$

$A_i$  für  $i = 1, 2, 3$  wird nach Gleichung 4.45 bestimmt.

In Bild 4.9 ist der Verkehrswert der 30-Kanalrufe (Bandbreitenklasse 3)  $Y_3$  in Abhängigkeit des Gesamtangebotes  $A_{cs}$  dargestellt. Das Verhältnis der Angebote der einzelnen Bandbreitenklassen ist konstant mit  $(A_1/A_{cs}) = 0,9$  und  $(A_2/A_{cs}) = (A_3/A_{cs}) = 0,05$ . Diese Aufteilung könnte bei der Einführung neuer Dienste entstehen, bei der ein schmalbandiger Verkehr noch vorherrscht.



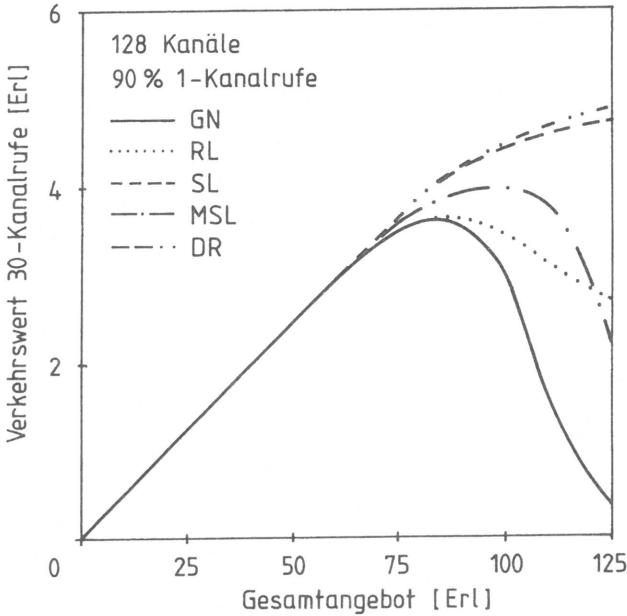


Bild 4.9: Verkehrswert der 30-Kanalrufe in Abhängigkeit des Gesamtangebotes

Bis ungefähr  $A_{cs} = 60$  Erl sind keine Auswirkungen der einzelnen Strategien sichtbar. Im oberen Angebotsbereich wirken sich die Strategien *Summenlimitierung* und *dynamische Reservierung* vorteilhaft aus. Werden keine Einschränkungen gemacht, so nimmt die Verlustwahrscheinlichkeit der 30-Kanalrufe mit steigendem Gesamtangebot so stark zu, daß der Verkehrswert ein Maximum erreicht und danach rasch abfällt. Bei den beiden anderen Strategien ist ebenfalls ein Maximum zu erkennen, jedoch ist der Abfall nicht so steil.

Für die Aufteilung  $(A_1/A_{cs}) = 0,3$  und  $(A_2/A_{cs}) = (A_3/A_{cs}) = 0,35$  ist der Verkehrswert  $Y_3$  in Bild 4.10 in Abhängigkeit des Gesamtangebotes  $A_{cs}$  dargestellt. Bei sehr hohem Gesamtangebot wirkt sich wiederum die Strategie *Summenlimitierung* besonders günstig auf den Verkehrswert  $Y_3$  aus. Die Methode *Ruflimitierung* bewirkt mit den gewählten Parametern keinen Schutz für die 30-Kanalrufe. Die Ergebnisse für diese Strategie sind identisch mit denen der Strategie *gemeinsame Nutzung*.

Die Bilder 4.9 und 4.10 zeigen, daß die Methoden der *Summenlimitierung* und der *dynamischen Reservierung* einen sehr guten Schutz für die 30-Kanalrufe bewirken und zugleich relativ unempfindlich gegenüber Änderungen in der Zusammensetzung des Gesamtangebotes sind. Der Implementierungsaufwand für die dynamische Reservierung ist in einem

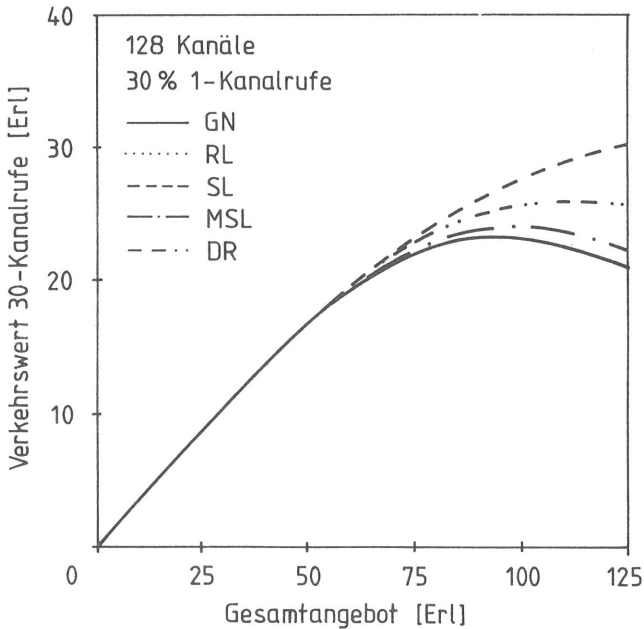


Bild 4.10: Verkehrswert der 30-Kanalrufe in Abhängigkeit des Gesamtangebotes

System mit mehreren Bandbreitenklassen groß, da bei jedem ankommenden Ruf mehrere Reservierungskriterien geprüft werden müssen. Bei den anderen Strategien ist die Implementierung nicht so aufwendig, da nur ein Kriterium geprüft werden muß.

Der Einfluß der unterschiedlichen Bandbreitenzuteilungsstrategien auf den Gesamtverkehr  $Y_{cs}$  ist in Bild 4.11 dargestellt. Der Gesamtverkehr  $Y_{cs}$  setzt sich aus den Verkehrswerten der einzelnen Bandbreitenklassen  $Y_i$  ( $i = 1, 2, 3$ ) zusammen ( $Y_i$  siehe Gleichung 4.44):

$$Y_{cs} = \sum_{i=1}^3 Y_i \quad (4.48)$$

Es ist zu erkennen, daß jede Einschränkung sich negativ auf den Gesamtverkehrswert auswirkt. Je besser der Schutz für die 30-Kanalrufe ist, desto geringer ist der Gesamtverkehrswert.

Bei diesen Untersuchungen haben sich die bekannte Strategie der *Summenlimitierung* und das neue Verfahren der *dynamischen Reservierung* als beste Strategien zum Schutz für die 30-Kanalrufe erwiesen. Eine umfangreiche Parameterstudie, die zur Systemoptimierung

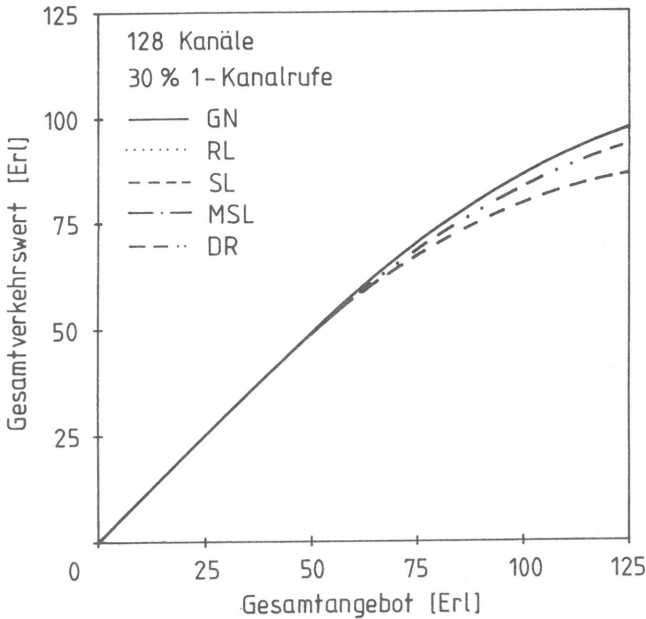


Bild 4.11: Gesamtverkehrswert in Abhängigkeit des Gesamtangebotes

benötigt wird, ist bei diesen Verfahren jedoch aufwendig, da es keine effizienten Prozeduren zur Bestimmung der Zustandswahrscheinlichkeiten gibt.

Eine allgemein gültige Aussage, welches die beste Strategie ist, kann nicht gemacht werden, da dies von den jeweils gestellten Anforderungen abhängig ist (z.B. hoher Gesamtdurchsatz, Anpassung der Verlustwahrscheinlichkeiten an vorgegebene Sollwerte, Empfindlichkeit gegenüber Änderungen in der Verkehrszusammensetzung, usw.). Deshalb sollten vor der Implementierung einer Bandbreitenzuteilungsstrategie Klarheit über die Anforderungen geschaffen werden und ausführliche verkehrstheoretische Untersuchungen durchgeführt werden.

## 4.3 Simulative Untersuchung des PS-Verkehrs

### 4.3.1 Simulationsmethode

Die hier verwendete Simulationsmethode [62] wird in zwei Fällen zur Leistungsuntersuchung von Kommunikationssystemen eingesetzt:

1. Zur Bestimmung der Leistungsgrößen wurde ein analytisches Näherungsverfahren entwickelt, das mittels des Simulationsverfahrens validiert wird.
2. Im Systemmodell sind komplizierte Mechanismen oder sehr allgemeine Ankunfts- bzw. Bedienprozesse enthalten, so daß eine mathematische Analyse nicht möglich ist.

Im Simulationsprogramm werden alle Mechanismen und Elemente des Verkehrsmodells in teilweise sehr komplexen Datenstrukturen und Programmteilen auf einem Digitalrechner abgebildet. Das dynamische Ablaufgeschehen wird mit Hilfe der *Systemzeit* und des *Kalenders* nachgebildet. Der Kalender dient zur Ereignissteuerung, d.h. in ihm werden zukünftige Ereignisse (Ankunft einer neuen Anforderung, Ende einer laufenden Bedienung usw.) in zeitlich geordneter Reihenfolge verwaltet.

Bei jedem Austrag aus dem Kalender werden die Systemzeit aktualisiert und alle Aktionen, die zu diesem Zeitpunkt nötig sind, durchgeführt. Solche Aktionen können Einträge in eine Warteschlange, Bestimmung eines Folgeereignisses und Eintrag dieses Ereignisses in den Kalender oder ähnliches sein. Der Eintreffzeitpunkt eines Folgeereignisses wird mittels Zufallszahlen bestimmt, die nach einer für jeden Typ von Ereignis (Ankunftsabstand, Bediendauer) charakteristischen Verteilungsfunktion verteilt sind. Nachdem alle Aktionen durchgeführt wurden, muß das nächste Ereignis aus dem Kalender ausgetragen und bearbeitet werden. Die Zeit zwischen zwei aufeinanderfolgenden Ereignissen wird übersprungen (engl. event-by-event simulation).

Bei dieser Art der Simulation werden alle Abläufe zeitgetreu im Rechner nachgebildet, deshalb wird dieses Verfahren auch *zeittreue Simulation* genannt. Im Gegensatz hierzu steht die *Ruf- und Löschnummenmethode* (Monte-Carlo-Methode), bei der nur negativ-exponentiell verteilte Bediendauern und Ankunftsabstände erlaubt sind.

Die Leistungsgrößen werden aus statistischen Messungen während des Programmablaufes ermittelt. Bei der zur Untersuchung des CS/PS-Vermittlungsknotens angewandten stationären Simulation wird ein Simulationslauf in eine Vorlaufphase und mehrere Teiltests gegliedert. Die Vorlaufphase dient zum Erreichen des stationären Systemzustandes. Erst während eines Teiltests werden für jede Leistungsgröße an entsprechenden Ereigniszeitpunkten Meßdaten gesammelt. Am Teiltestende werden aus diesen Daten Stichproben der charakteristischen Größen gebildet. Unter der Annahme der statistischen Unabhängigkeit

der einzelnen Teiltests werden am Ende der Simulation aus den Stichproben der einzelnen Teiltests Schätzwerte für den Mittelwert und die Varianz, sowie mittels des Student-t-Tests ein Vertrauensintervall für eine vorgegebene Aussagesicherheit bestimmt.

Um eine hohe Aussagesicherheit zu erreichen, muß eine sehr große Anzahl an Ereignissen erzeugt werden, wodurch simulative Leistungsuntersuchungen immer sehr zeitaufwendig werden. Deshalb ist es ratsam, bei der Implementierung großen Wert auf zeiteffiziente Programmierung zu legen.

### 4.3.2 Verkehrsmodell

Zur simulativen Untersuchung des PS-Verkehrs wurde der CS-Verkehr als statisch angenommen. Nur zu Beginn der Simulation wird der CS-Verkehr berücksichtigt, d.h. es werden im Pulsrahmen ein Anzahl an Zeitschlitzen, die einer vorgegebenen CS-Last entsprechen, reserviert und während der gesamten Simulationsdauer belegt gehalten. Beim PS-Verkehr wurde nur die Vermittlung von Datenpaketen betrachtet. Die Bearbeitung von Datagrammen, der Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen und die Abhängigkeiten zwischen Paketen einer virtuellen Verbindung wurden nicht berücksichtigt. In Bild 4.12 ist das der Untersuchung zugrunde liegende Modell dargestellt.

Unter diesen Voraussetzungen mußte nur die Anschlußeinheit des CS/PS-Vermittlungsknotens modelliert werden. Der Vermittlungsknoten besteht aus  $g$  Anschlußeinheiten, wobei jede dieser Einheiten 2 Sendewarteschlangen (hohe und niedere Priorität) und 1 Empfangswarteschlange besitzt. Alle Warteschlangen haben eine endliche Anzahl an Warteplätzen. Die Paketankünfte an Anschlußeinheit  $i$  werden durch die Ankunftsprozesse mit den Ankunftsabständen  $T_{A1i}$  (hohe Priorität) und  $T_{A2i}$  (niedere Priorität) beschrieben ( $i = 1, \dots, g$ ). Der Transfer der Pakete vom Knoten in Richtung Teilnehmer wird in Anschlußeinheit  $i$  durch die Bedienzeit  $T_{Hi}$  für  $i = 1, \dots, g$  beschrieben. Die Zufallsvariablen, welche die Ankunftsabstände und die Bedienzeiten beschreiben, sind unabhängig und allgemein verteilt.

Die Prozeduren und Funktionen der Schicht 2 wurden bei dieser Modellierung nicht berücksichtigt. In diesem Modell ist nur die eigentliche Vermittlungsfunktion dargestellt. Dazu wird der CS/PS-Vermittlungsbus als eine Bedieneinheit mit 2 Phasen modelliert. Die Phase mit der Bedienzeit  $T_{HPS}$  stellt die Busübertragungskapazität für Pakete dar.  $T_{HCS}$  repräsentiert den CS-Verkehr im Pulsrahmen. Die Dauer dieser Phase und die Abstände zwischen 2 aufeinanderfolgenden Phasen sind diskret verteilt und vom Belegungsmuster des CS-Verkehrs im Pulsrahmen abhängig.

Das Zugriffsprotokoll der Anschlußeinheiten auf den CS/PS-Vermittlungsbus ist aus dem Verkehrsmodell nicht ersichtlich, jedoch im Simulationsprogramm enthalten. Die Warte-

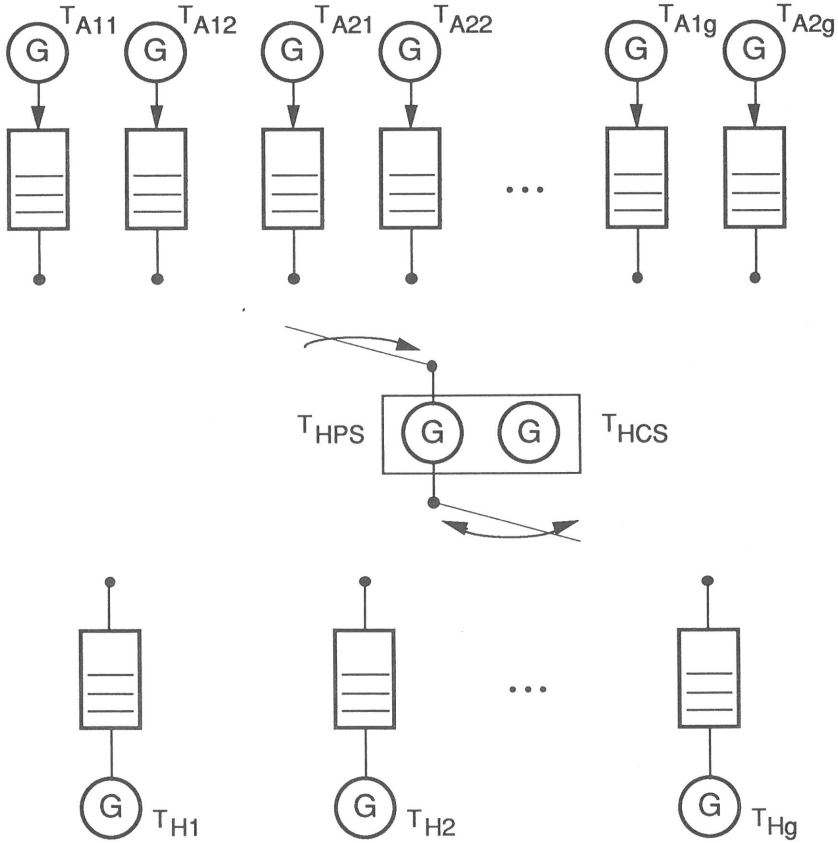


Bild 4.12: Allgemeines Warteschlangenmodell des CS/PS-Vermittlungsknotens

schlangen werden zyklisch abgefertigt (Polling-System), wobei zwischen 2 aufeinanderfolgenden Bedienungen kein Verwaltungsoverhead entsteht, sie können aber durch CS-Zeit-schlitzte getrennt sein. Die Prioritäten wirken nicht unterbrechend, d.h. ein Paket hoher Priorität kann den Transfer eines Paketes niederer Priorität nicht unterbrechen.

Die Simulation wird zur Validierung der approximativen Analysen aus Kapitel 4.4 verwendet. Sie wird auch zur Bestimmung von Leistungsgrößen eingesetzt, für die keine mathematischen Verfahren existieren (z.B. Verlustwahrscheinlichkeiten in den Sendewarteschlangen). Mit Hilfe der Simulation können aber auch spezielle Randbedingungen untersucht werden,

wie z.B.:

Besondere Verteilungen der CS-Zeitschlitz im Pulsrahmen,  
unsymmetrische Lastverhältnisse oder  
allgemeine Ankunfts- und Bedienprozesse.

Einige Ergebnisse, die mit der Simulationsmethode ermittelt wurden, sind in Kapitel 3.4 vorgestellt worden.

## 4.4 Analytische Leistungsuntersuchung des PS-Verkehrs

Bei den Untersuchungen der Leistungsgrößen des PS-Verkehrs muß der CS-Verkehr mit berücksichtigt werden, da nur die nicht vom CS-Verkehr belegte Bandbreite dem PS-Verkehr zur Verfügung steht. Der PS-Verkehr hat keine Möglichkeit, den CS-Verkehr zu verdrängen. Bei allen Betrachtungen wurde die Dynamik des CS-Verkehrs vernachlässigt, da sie um Größenordnungen niedriger liegt als die des PS-Verkehrs, d.h. die Belastung des Systems durch den CS-Verkehr ist konstant (statische Belegung der Zeitschlitz mit CS-Verkehr).

Zuerst wird der maximale Durchsatz in Abhängigkeit der Paketlängenverteilung bestimmt. Zur analytischen Bestimmung weiterer Leistungsgrößen wird zunächst das in Bild 4.12 dargestellte Verkehrsmodell vereinfacht. Die Randbedingungen hierzu und das vereinfachte Modell werden in Kapitel 4.4.2 beschrieben. Ausgehend von diesem Modell wird ein weiteres Modell abgeleitet, anhand dessen die mittlere Transferzeit eines Paketes approximativ bestimmt werden kann. Zum Schluß wird die Berechnung der mittleren Wartezeit eines Paketes vorgestellt.

### 4.4.1 Maximaler Durchsatz

Als erstes Bewertungskriterium wird der maximale Paketdurchsatz verwendet. Ist die Paketlänge immer ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzlänge, so ist der maximale Paketdurchsatz am höchsten, da jeder Zeitschlitz voll ausgenutzt werden kann. Bei allen anderen Paketlängen entsteht ein nicht vollständig belegter Zeitschlitz.

Zuerst wird zur Berechnung des maximalen Paketdurchsatzes die mittlere Anzahl an Zeitschlitz  $n_p$  bestimmt, die zur Busübertragung benötigt werden. Danach ergeben sich für den maximalen Paketdurchsatz  $D_p$  und den normierten maximalen Paketdurchsatz  $d_p$ :

$$D_p = \frac{1}{n_p \cdot t_{TS}} \cdot \frac{n_r - Y_{cs}}{n_r} \quad (4.49)$$

$$d_p = D_p \cdot \frac{t_{TS} \cdot l_p}{l_{TS}} \quad (4.50)$$

- $l_p$  mittlere Paketlänge in Bit
- $l_{TS}$  Größe eines Zeitschlitzes in Bit
- $n_p$  mittlere Anzahl an benötigten Zeitschlitzten pro Paket
- $n_r$  Anzahl der Zeitschlitzte pro Rahmen
- $t_{TS}$  Zeitschlitzdauer
- $Y_{cs}$  Gesamtverkehrswert des CS-Verkehrs

Der erste Teil von Gleichung 4.49 beschreibt den maximalen Paketdurchsatz, falls kein CS-Verkehr vorhanden ist, der zweite Teil gibt den Einfluß des CS-Verkehrs an (Anteil des Rahmens, der dem PS-Verkehr zur Verfügung steht). Die Normierung erfolgt auf den theoretisch maximalen Durchsatz, der erreicht werden könnte, falls die Zeitschlitzte immer vollständig belegt werden.

Bei konstanter Paketlänge kann die Anzahl benötigter Zeitschlitzte pro Paket einfach bestimmt werden. Dabei müssen aber 2 Fälle unterschieden werden. Ist die Paketlänge  $l_p$  ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzgröße  $l_{TS}$ , so gilt:

$$n_p = \frac{l_p}{l_{TS}} \quad (4.51)$$

Ist dies nicht der Fall, so kann der letzte belegte Zeitschlitz nicht vollständig ausgenutzt werden. Die mittlere Anzahl an benötigten Zeitschlitzten wird wie folgt berechnet:

$$n_p = \left\lfloor \frac{l_p}{l_{TS}} \right\rfloor + 1 \quad (4.52)$$

Wird die Paketlänge näherungsweise durch eine kontinuierliche Verteilungsfunktion beschrieben, so ist die Berechnung von  $n_p$  etwas aufwendiger. Dazu wird zuerst die Verteilung  $p_{pi}$  ( $i = 1, 2, \dots$ ) der benötigten PS-Zeitschlitzte bestimmt.

$$p_{pi} = F(i \cdot l_{TS}) - F((i - 1) \cdot l_{TS}) \quad (4.53)$$



$F(l)$  ist die Verteilungsfunktion der Paketlänge. Die mittlere Anzahl an PS-Zeitschlitzen, die pro Paket benötigt werden, ergibt sich aus nachfolgender Gleichung.

$$n_p = \lim_{x \rightarrow \infty} \sum_{i=1}^x [i \cdot F(i \cdot l_{TS}) - i \cdot F((i-1) \cdot l_{TS})] \quad (4.54)$$

Nach einigen Umformungen kann  $n_p$  wie folgt dargestellt werden:

$$n_p = \lim_{x \rightarrow \infty} \sum_{i=0}^{x-1} [F(x \cdot l_{TS}) - F(i \cdot l_{TS})] \quad (4.55)$$

Wird die Eigenschaft  $F(\infty) = 1$  berücksichtigt, so gilt:

$$n_p = \sum_{i=0}^{\infty} [1 - F(i \cdot l_{TS})] \quad (4.56)$$

Unter Berücksichtigung der komplementären Verteilungsfunktion  $F^c(l) = 1 - F(l)$  der Paketlänge kann  $n_p$  aus nachfolgender Gleichung berechnet werden:

$$n_p = \sum_{i=0}^{\infty} F^c(i \cdot l_{TS}) \quad (4.57)$$

In Tabelle 4.1 ist ein Vergleich des normierten maximalen Paketdurchsatzes für verschiedene Verteilungen der Paketlänge in Abhängigkeit der Zeitschlitzgröße dargestellt. Die Verteilung der Paketlänge wird durch die konstante Verteilung exakt und durch verschiedene kontinuierliche Verteilungen näherungsweise beschrieben. Dazu wurden folgende Parameter gewählt:

Mittlere Paketlänge:	$l_p$	=	1024	Bit
Anzahl der Zeitschlitze pro Rahmen:	$n_r$	=	512	
Gesamtverkehrswert des CS-Verkehrs:	$Y_{CS}$	=	0	Erlang
Deterministische Verteilung:	$c_l$	=	0	
Erlang-4-Verteilung:	$c_l$	=	0,5	
Negativ-exponentielle Verteilung:	$c_l$	=	1	
Hyperexponentielle Verteilung 2. Ordnung:	$c_l$	=	5	

$l_{TS}/\text{Bit}$	$c_l = 0$	$c_l = 0,5$	$c_l = 1$	$c_l = 5$
8	1	0,9961	0,9961	0,9961
16	1	0,9922	0,9922	0,9922
32	1	0,9847	0,9845	0,9844
64	1	0,9697	0,9694	0,9691
128	1	0,9412	0,9400	0,9390
256	1	0,8889	0,8848	0,8811
512	1	0,8009	0,7869	0,7755
1024	1	0,6765	0,6321	0,6057

Tabelle 4.1: Normierter maximaler Paketdurchsatz

$c_l$  ist der Variationskoeffizient der Paketlängenverteilung.

Bei konstanter Verteilung der Paketlänge ist diese immer ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzlänge und somit ist der normierte maximale Paketdurchsatz  $d_p = 1$ . Je größer das Verhältnis  $l_{TS}/l_p$  wird, desto kleiner wird der maximale Durchsatz, falls eine kontinuierliche Verteilung der Paketlänge verwendet wird. Aber erst ab einem Verhältnis  $l_{TS}/l_p = 0,5$  treten signifikante Unterschiede im maximalen Paketdurchsatz in Abhängigkeit des Variationskoeffizienten  $c_l$  auf. Je größer  $c_l$  ist, desto kleiner ist der maximale Paketdurchsatz.

Neben dem Paketdurchsatz ist auch der Datendurchsatz von Interesse. Hierzu wird der Overhead berücksichtigt, der durch den Paketkopf entsteht. Für den Datendurchsatz  $D_d$  und den normierten Datendurchsatz  $d_d$  gilt:

$$D_d = D_p \cdot \frac{l_p - l_{pk}}{l_p} \quad (4.58)$$

$$d_d = d_p \cdot \frac{l_p - l_{pk}}{l_p} \quad (4.59)$$

$l_{pk}$  ist die Länge des Paketkopfes.

Bild 4.13 zeigt den normierten maximalen Datendurchsatz in Abhängigkeit der Paketlänge. Hierzu wurden folgende Parameter gewählt.

Zeitschlitzlänge:	$l_{TS} = 64$ Bit
Anzahl der Zeitslitze pro Rahmen:	$n_r = 512$
Gesamtverkehrswert des CS-Verkehrs:	$Y_{CS} = 0$ Erlang
Länge des Paketkopfes:	$l_{pk} = 16$ Bit
Variationskoeffizient der Paketlängenverteilung:	$c_l = 0$

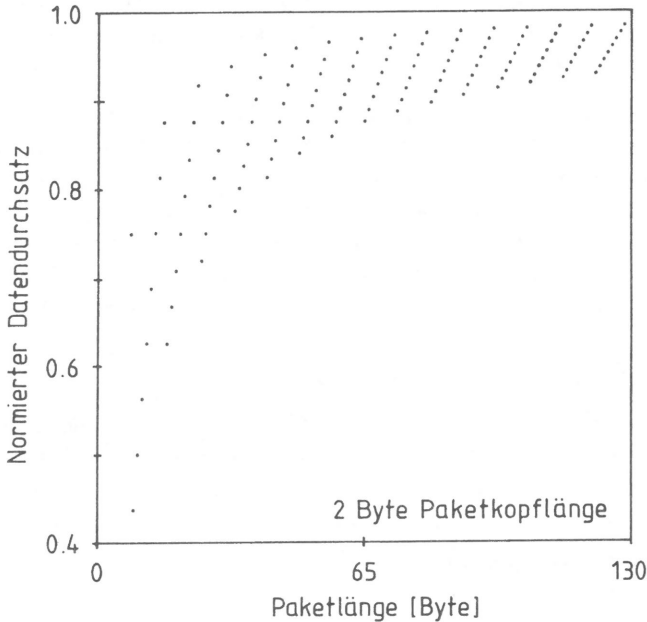


Bild 4.13: Normierter maximaler Datendurchsatz in Abhängigkeit der Paketlänge

Bei den Werten, die auf der oberen Hüllkurve liegen, ist die Paketlänge ein ganzzahliges Vielfaches der Zeitschlitzlänge. Es wirkt sich nur der Overhead des Paketkopfes auf den Datendurchsatz aus. Bei allen Werten, die unterhalb dieser Hüllkurve liegen, kommt der Effekt des nicht vollständig genutzten letzten Zeitschlitzes hinzu. Die untere Hüllkurve entsteht bei Paketlängen, bei denen der letzte benutzte Zeitschlitz nur ein Byte beinhaltet.

#### 4.4.2 Modellierung

##### Grundlagen

Der Erhaltungssatz für die Restarbeit [55] besagt, daß in einem System, in dem weder Arbeit erzeugt noch vernichtet wird, die gesamte mittlere Restarbeit im System, unabhängig von der Abfertigungsstrategie, invariant ist. Aufgrund dieses Satzes kann ein Polling-System ohne Umschaltzeit, bei dem alle Warteschlangen unendlich lang sind, auf ein Modell mit einer Warteschlange und einer Bedieneinheit abgebildet werden. Dies gilt für beliebige Ankunfts- und Bedienprozesse. Der Ankunftsprozeß dieses Ersatzsystemes ergibt sich aus der Überlagerung der Ankunftsprozesse des Polling-Systems. Der Bedienprozeß ändert

sich nicht. Sind die Verteilungen der Ankunftsabstände bei allen Warteschlangen identisch, so ist die mittlere Wartezeit eines Paketes im Polling-System identisch mit der mittleren Wartezeit im Ersatzsystem.

Für Poisson-Ankunftsprozesse im Polling-System ergibt sich bei der Überlagerung wiederum ein Poisson-Ankunftsprozeß. Die mittlere Wartezeit kann in diesem Fall exakt durch die *Pollaczek-Khintchine* Formel angegeben werden [73]. Sind jedoch die Ankunftsabstände im Polling-System allgemein und unabhängig voneinander verteilt, so ergibt sich bei der Überlagerung ein allgemeiner Ankunftsprozeß, dessen Charakteristiken näherungsweise nach [61] beschrieben werden können. Die mittlere Wartezeit kann für allgemeine Ankunfts- und Bedienprozesse nicht exakt sondern nur approximativ berechnet werden [59].

In [27] wurde gezeigt, daß für ein Polling-System mit nichtunterbrechenden Prioritäten, wobei für jede Prioritätsklasse obige vereinfachende Annahmen gelten, die mittlere Wartezeit nach der Theorie von Cobham [20] berechnet werden kann, falls die Ankunftsabstände negativ-exponentiell verteilt sind.

### Vereinfachtes Verkehrsmodell

Haben die oben getroffenen Annahmen auch Gültigkeit im CS/PS-Vermittlungsknoten, kann er als Bedieneinheit mit 2 Bedienphasen, die jeweils mit einer Warteschlange gekoppelt sind (Bild 4.14), dargestellt werden. Die Bedieneinheit stellt den CS/PS-Vermittlungsbus dar, die Bedienphasen die Übertragung von Paketen hoher bzw. niederer Priorität (nichtunterbrechend). Pro Prioritätsklasse wird nur noch eine Warteschlange benötigt.

Die Bedienprozesse der beiden Prioritäten sind im allgemeinen sehr schwierig zu beschreiben, da sie von der Verteilung der Paketlängen und der Anordnung der CS-Zeitschlitze im Pulsrahmen abhängig sind. Da das hier betrachtete System getaktet arbeitet, kann die Bedienung (Busübertragung) eines Paketes nur zu diskreten Zeitpunkten beginnen. Die Bediendauer (Busübertragszeit) eines Paketes ist diskret verteilt und durch die Anzahl und Anordnung der CS-Zeitschlitze beeinflußt.

Durch die Überlagerung aller Ankunftsprozesse  $F_{A1i}(t)$  ( $i = 1, \dots, g$ ) an den  $g$  Anschlußeinheiten können nach [61] der Mittelwert  $E[T_A] = t_A$  und der Variationskoeffizient  $c_A$  des Ankunftsabstandes des Superpositionsprozesses der hohen Priorität näherungsweise bestimmt werden. Nach dieser Methode werden auch die Parameter des Superpositionsprozesses der niederen Priorität ermittelt. Bei dem in [61] beschriebenen Verfahren werden 2 Prozesse zu einem Superpositionsprozeß überlagert. Für  $g$  Prozesse muß dieser Schritt  $(g - 1)$ -mal durchgeführt werden. Bei der Überlagerung von  $g$  Poisson-Prozessen mit der Ankunftsrate  $\lambda$  entsteht ein Poisson-Prozeß mit der Ankunftsrate  $g\lambda$ .

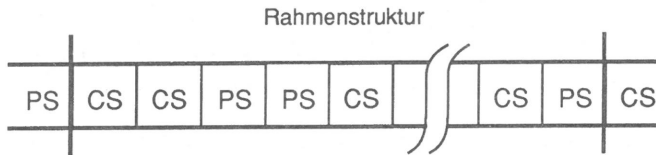
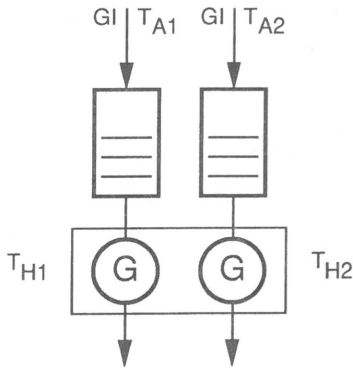


Bild 4.14: Vereinfachtes Verkehrsmodell des CS/PS-Vermittlungsknotens

Die Analyse dieses Modells ist schwierig, da sowohl Ankunfts- als auch Bedienprozeß allgemein sind. Daher müssen weitere Vereinfachungen und Approximationen durchgeführt werden.

### 4.4.3 Approximative Berechnung der mittleren Transferzeit

Zur approximativen Bestimmung der mittleren Transferzeit eines Paketes im CS/PS-Vermittlungsknoten mit nur einer Prioritätsklasse wird das in Bild 4.15 dargestellte Verkehrsmodell verwendet. Dazu muß die Verteilung der Ankunftsabstände und die Bedienzeitverteilung bestimmt werden. In der Bedienzeitverteilung wird die Paketlängenverteilung und der CS-Verkehr berücksichtigt. Diese Approximation wird zur Bestimmung der mittleren Transferzeit bei gleichverteilter Anordnung der CS-Zeitschlitz im Pulsrahmen verwendet. Bei dieser Approximation wird vorausgesetzt, daß die mittlere Paketlänge sehr viel größer als die Zeitschlitzgröße ist.

Die getaktete Betriebsweise wird nicht berücksichtigt, d.h. die Bedieneinheit kann zu jedem beliebigen Zeitpunkt mit der Bedienung beginnen. Abhängigkeiten in der Anordnung der CS-Zeitschlitz in aufeinanderfolgenden Pulsrahmen werden vernachlässigt. Es wird ange-



Bild 4.15: Verkehrsmodell zur approximativen Berechnung der mittleren Transferzeit

nommen, daß die Zeitschlitz unabhängig voneinander mit der Wahrscheinlichkeit  $p_{cs}$  durch CS-Verkehr belegt sind. Die hier betrachtete Bedienzeit entspricht der Dauer, gemessen von dem Zeitpunkt, an dem ein Paket zur Busübertragung bereit ist, bis zum Ende der Übertragung.

### Bedienprozeß

Für die Berechnung der Bedienzeitverteilung werden verschiedene Wahrscheinlichkeiten verwendet:

$$p_{cs} = P\{\text{ein Zeitschlitz ist mit CS-Verkehr belegt}\}$$

$$p_{ps} = P\{\text{ein Zeitschlitz kann vom PS-Verkehr benutzt werden}\}$$

$$p_{pi} = P\{\text{ein Paket benötigt } i \text{ PS-Zeitslitze}\}$$

$$p_{j|i} = P\{\text{zum Bustransfer werden } j \text{ Zeitslitze } (j \geq i) \text{ benötigt} \mid \text{ein Paket benötigt } i \text{ PS-Zeitslitze}\}$$

$$p_{tj} = P\{\text{zum Bustransfer eines Paketes werden insgesamt } j \text{ Zeitslitze benötigt}\}$$

Für die CS-Last wird angenommen, daß die Zeitslitze unabhängig voneinander mit der Wahrscheinlichkeit  $p_{cs}$  vom CS-Verkehr belegt sind, d.h. für die Belegung eines Zeitschlitzes mit CS-Verkehr gilt die Bernoulli-Verteilung. Daraus ergibt sich für  $p_{ps}$ :

$$p_{ps} = 1 - p_{cs} \tag{4.60}$$

$p_{pi}$  wird aus Gleichung 4.53 bestimmt. Die bedingte Wahrscheinlichkeit  $p_{j|i}$  wird aus der negativ-binomialen Verteilung berechnet:

$$p_{j|i} = \binom{j-1}{j-i} p_{ps}^i \cdot p_{cs}^{j-i} \quad (4.61)$$

$p_{j|i}$  bedeutet, daß ein Paket, welches  $i$  Zeitschlitze benötigt, ab dem Zeitpunkt, an dem es zur Busübertragung ansteht, bis zum Ende der Busübertragung  $(j-i)$  Zeitschlitze nicht belegen kann, da diese Zeitschlitze dem CS-Verkehr zugeteilt sind. Da die Übertragung mit einem PS-Zeitschlitz abgeschlossen wird, können diese  $(j-i)$  Zeitschlitze aus  $(j-1)$  Zeitschlitzen gewählt werden.

Für  $p_{tj}$  gilt:

$$p_{tj} = \sum_{i=1}^j p_{j|i} \cdot p_{pi} \quad (4.62)$$

$$p_{tj} = \sum_{i=1}^j \binom{j-1}{j-i} p_{ps}^i \cdot p_{cs}^{(j-i)} \cdot p_{pi} \quad (4.63)$$

Aus  $p_{tj}$  werden für die äquivalente Bedienzeit der Erwartungswert  $E[T_H] = h$ , das zweite Moment  $E[T_H^2]$  und der Variationskoeffizient  $c_H$  berechnet:

$$h = t_{TS} \sum_{j=0}^{\infty} j \cdot p_{tj} \quad (4.64)$$

$$E[T_H^2] = t_{TS}^2 \sum_{j=0}^{\infty} j^2 \cdot p_{tj} \quad (4.65)$$

$$c_H = \sqrt{\frac{E[T_H^2]}{E[T_H]^2} - 1} \quad (4.66)$$

### Mittlere Transferzeit

Die mittlere Transferzeit  $t_t$  ergibt sich aus der mittleren Bedienzeit  $h$  und der mittleren Wartezeit  $t_w$ :

$$t_t = h + t_w \quad (4.67)$$

Aus den Erwartungswerten und den Variationskoeffizienten des Ankunfts- und Bedienprozesses wird die mittlere Wartezeit eines Paketes im CS/PS-Knoten  $t_w$  mittels der in [59] angegebenen Lösung näherungsweise berechnet:

$$t_w \approx \frac{\rho h (c_H^2 + c_A^2)}{2(1 - \rho)} \cdot \begin{cases} \exp \left\{ \frac{-2(1 - \rho)(1 - c_A^2)^2}{3\rho(c_A^2 - c_H^2)} \right\} & \text{für } c_A^2 \leq 1 \\ \exp \left\{ \frac{-(1 - \rho)(c_A^2 - 1)}{c_A^2 + 4c_H^2} \right\} & \text{für } c_A^2 > 1 \end{cases} \quad (4.68)$$

mit  $\rho = h/t_A$ .

$t_A$  ist der mittlere Ankunftsabstand.

Bild 4.16 zeigt einen Vergleich des analytischen Näherungsverfahrens mit der Simulation. Die mittlere Transferzeit ist in Abhängigkeit des normierten Paketangebotes dargestellt. Für das System wurden folgende Parameter gewählt:

Anzahl der Anschlußeinheiten:	$g$	=	10
Rahmendauer:	$t_R$	=	1 ms
Anzahl der Zeitschlitz pro Rahmen:	$n_R$	=	512
Zeitschlitzgröße:	$l_{TS}$	=	64 Bit
Mittlere Paketlänge:	$l_p$	=	1024 Bit
CS-Last:	$p_{cs}$	=	0,5

Mit diesen Parametern ergeben sich für die Zeitschlitzdauer und bei konstanter Paketlänge für den Bedienprozeß folgende Werte:

$$\begin{aligned} t_{TS} &= (1/512) \text{ ms} \\ h &= 62,5 \text{ } \mu\text{s} \\ c_H &= 0,1768 \end{aligned}$$

Für die Ankunftsprozesse wurden die Exponentialverteilung und die verschobene Exponentialverteilung gewählt. Der konstante Anteil der verschobenen Exponentialverteilung beträgt  $102,4 \text{ } \mu\text{s}$  (entspricht der konstanten Übertragungsdauer eines Paketes auf einer Leitung mit der Bandbreite  $10 \text{ Mbit/s}$ ). Die negativ-exponentiell verteilte Zufallsvariable charakterisiert die Freizeit der Leitung zwischen zwei aufeinanderfolgenden Paketübertragungen.



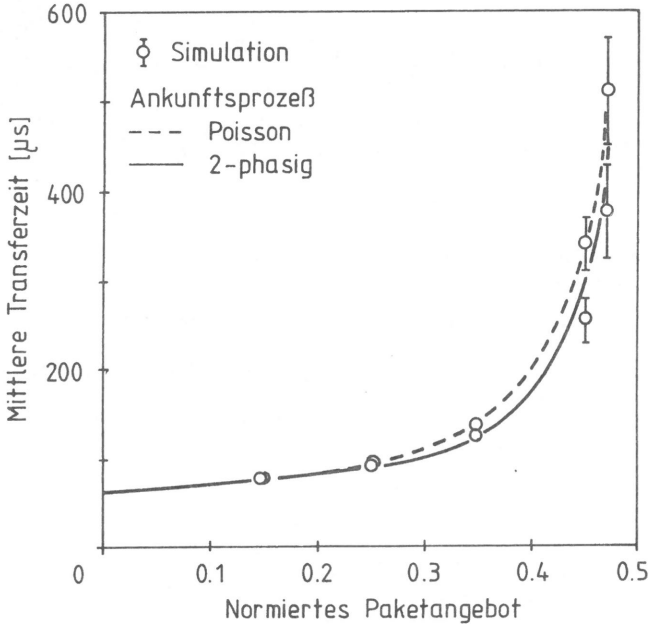


Bild 4.16: Mittlere Transferzeit eines Paketes in Abhängigkeit des normierten Paketangebotes

Die Approximation für den Poisson-Ankunftsprozeß zeigt gute Übereinstimmung mit der Simulation. Hingegen wird beim zweiphasigen Ankunftsprozeß die mittlere Transferzeit überschätzt. Der Grund hierfür liegt im Approximationsverfahren nach [59], bei dem die mittlere Wartezeit für einen Ankunftsprozeß mit  $c_A < 1$  überbewertet wird.

### Mittlere Transferzeit bei nichtunterbrechenden Prioritäten

Zur näherungsweisen Berechnung der mittleren Transferzeit im CS/PS-Vermittlungsknoten mit 2 Prioritäten (nichtunterbrechend) wird für Poisson-Ankunftsprozesse das Ergebnis von Cobham [20] verwendet. Diese Näherung ist wiederum nur dann gültig, wenn die mittlere Paketlänge sehr viel größer als die Zeitschlitzgröße ist. Das CS/PS-Vermittlungssystem wird hierfür als Prozessor-Bedienmodell mit zwei Bedienphasen dargestellt (pro Prioritätsklasse eine Bedienphase) (Bild 4.17). Für die mittlere Transferzeit der Pakete mit hoher Priorität  $t_{11}$  und niederer Priorität  $t_{12}$  gilt näherungsweise:

$$t_{i1} \approx h_1 + \frac{\lambda_{p1} \cdot E[T_{H1}^2] + \lambda_{p2} \cdot E[T_{H2}^2]}{2(1 - h_1 \lambda_{p1})} \quad (4.69)$$

$$t_{i2} \approx h_2 + \frac{\lambda_{p1} \cdot E[T_{H1}^2] + \lambda_{p2} \cdot E[T_{H2}^2]}{2(1 - h_1 \lambda_{p1} - h_2 \lambda_{p2})(1 - h_1 \lambda_{p1})} \quad (4.70)$$

- $\lambda_{pj}$  Gesamtankunftsrate der Pakete mit Priorität  $j$
- $h_j$  Bedienzeit für Pakete mit Priorität  $j$
- $E[T_{Hj}^2]$  Zweites gewöhnliches Moment der Bedienzeit für Priorität  $j$

$h_j$  und  $E[T_{Hj}^2]$  ( $j = 1, 2$ ) werden nach den Gleichungen 4.64 und 4.65 bestimmt.

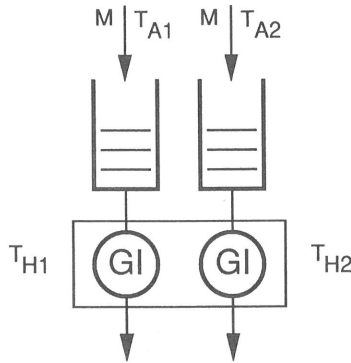


Bild 4.17: Verkehrsmodell zur approximativen Berechnung der mittleren Transferzeit des CS/PS-Knotens mit unterschiedlichen Prioritäten

Bild 4.18 zeigt die mittlere Transferzeit für Pakete mit beiden Prioritäten in Abhängigkeit des normierten Angebotes der Pakete niederer Priorität. Die Parameter des Pulsrahmens, die CS-Last und die Anzahl der Anschlußeinheiten sind identisch mit denen der Untersuchung zur mittleren Transferzeit mit unterschiedlichen Ankunftsprozessen. Die Paketlänge ist bei beiden Prioritäten konstant 1024 Bit. Der Anteil des normierten Angebotes an Paketen mit hoher Priorität ist konstant und beträgt 0,1.

Wie bereits bei der Untersuchung eines CS/PS-Vermittlungsknotens mit nur einer Priorität und Poisson-Ankunftsströmen, zeigt sich auch bei beiden Prioritäten eine gute Übereinstimmung zwischen approximativer Analyse und Simulation.

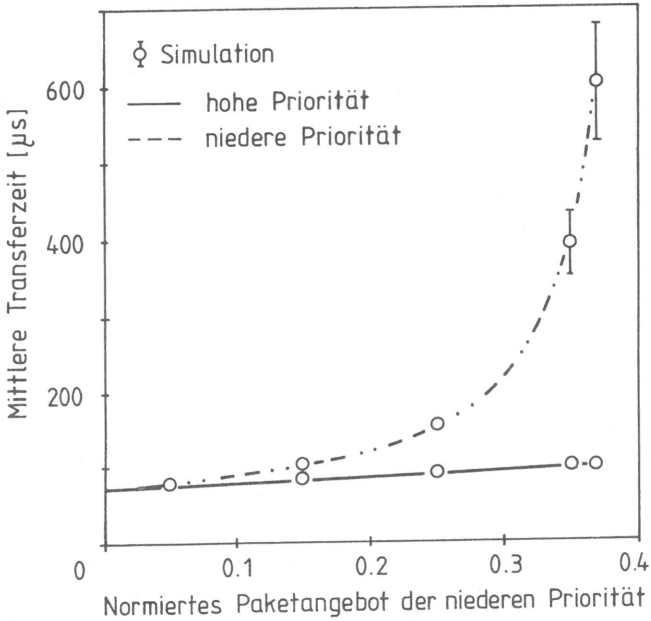


Bild 4.18: Mittlere Transferzeit für Pakete mit unterschiedlichen Prioritäten in Abhängigkeit des normierten Angebotes der Pakete niederer Priorität

#### 4.4.4 Analyse des CS/PS-Integrationsverfahrens mit Zeitschlitzverketzung

In dieser Analyse wird das CS/PS-Integrationsverfahren mit Zeitschlitzverketzung detaillierter betrachtet. Die getaktete Betriebsweise wird berücksichtigt. Der Beginn einer Paketübertragung ist immer identisch mit dem Beginn eines Zeitschlitzes. Die Übertragung eines Paketes auf dem CS/PS-Vermittlungsbus und der Transfer von zwei direkt aufeinanderfolgenden Paketen kann durch CS-Zeitschlitz unterbrochen werden. Daher wird der CS/PS-Vermittlungsbus als Bedieneinheit modelliert, bei der die Bedienung unterbrochen werden kann und bei der zwischen zwei Bedienungen, die direkt nacheinander möglich sind, die Bedieneinheit in Ruhe gehen kann. Modelle, bei denen die Bedieneinheit in Ruhe geht, sind unter den Namen *server interruption* [10,38,39,52,53,81] und *server vacation* [32,65,66] bekannt. Einige *server interruption* Modelle wurden auch zur Untersuchung der CS/PS-Integration verwendet, bei der die CS-Zeitschlitz Bernoulli-verteilt sind, und die Pakete immer nur einen Zeitschlitz belegen [39,52,53].

## Verkehrsmodell

Das CS/PS-Bussystem wurde wiederum als einfache Warteschlange mit einer Bedieneinheit modelliert (vgl. Kapitel 4.4.2). Die Bedieneinheit ist hier als Prozessor mit 2 Bedienphasen dargestellt (Bild 4.19), wobei die linke Phase die dem PS-Verkehr zur Verfügung stehende Kapazität des Bussystems und die rechte Phase die CS-Zeitslitze darstellt. Jede Phase hat die konstante Dauer eines Zeitschlitzes.

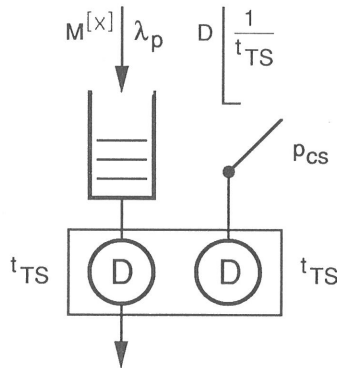


Bild 4.19: Verkehrsmodell zur Berechnung der mittleren Wartezeit

Für das Auftreten der CS-Zeitslitze wird wiederum die Bernoulli-Verteilung angenommen, d.h. jeder Zeitschlitz wird mit der Wahrscheinlichkeit  $p_{cs}$  vom CS-Verkehr belegt. Nach Beendigung jeder Phase wird also mit der Wahrscheinlichkeit  $p_{cs}$  die rechte Phase aktiviert. Abhängigkeiten in der Anordnung der CS-Zeitslitze in aufeinanderfolgenden Pulsrahmen werden vernachlässigt.

Die linke Phase bearbeitet nur dann den PS-Verkehr, falls bei ihrem Beginn die Warteschlange nicht leer ist. Ist bei Beginn dieser Phase die Warteschlange leer und trifft während der Dauer dieser Phase ein Paket in der Warteschlange ein, so kann es nicht sofort bearbeitet werden (getakteter Betrieb). Die Paketankünfte sind als Gruppenankunftsprozeß mit negativ-exponentiell verteilten Ankunftsabständen modelliert. Die Größe einer Gruppe entspricht der Anzahl der benötigten PS-Zeitslitze des Paketes. Jede Anforderung einer Gruppe belegt also einen PS-Zeitschlitz. Mittels einer eingebetteten Markoff-Kette wird die mittlere Anzahl von Anforderungen in der Warteschlange berechnet und daraus mit zusätzlichen Größen die mittlere Wartezeit eines Paketes bestimmt.

### Analyse

Für diese Analyse sind einige weitere Notationen und Definitionen nötig:

- $\lambda_p$     Gesamtpaketankunftsrate
- $p_i$     Wahrscheinlichkeit, daß unmittelbar nach Zeitschlitzbeginn  $i$  Anforderungen in der Warteschlange sind
- $q_j$     Wahrscheinlichkeit, daß  $j$  Anforderungen während eines Zeitschlitzes eintreffen
- $r_l$     Wahrscheinlichkeit, daß eine Gruppe  $l$  Anforderungen enthält
- $G(z)$     Erzeugende Funktion der Zustandswahrscheinlichkeiten der Warteschlange am Zeitschlitzbeginn
- $H(z)$     Erzeugende Funktion der Übergangswahrscheinlichkeiten während eines Zeitschlitzes
- $F(z)$     Erzeugende Funktion der Gruppengröße

$$G(z) = \sum_{i=0}^{\infty} p_i z^i \tag{4.71}$$

$$H(z) = \sum_{j=0}^{\infty} q_j z^j \tag{4.72}$$

$$F(z) = \sum_{l=0}^{\infty} r_l z^l \tag{4.73}$$

Ausgehend von dem in Bild 4.20 dargestellten Übergangsdiagramm wird die erzeugende Funktion  $G(z)$  berechnet.

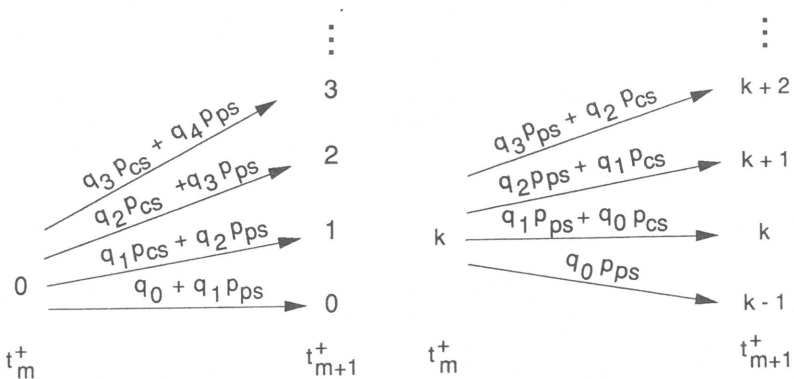


Bild 4.20: Übergangsdiagramm

Als Regenerationszeitpunkte wurden die beiden Zeitpunkte  $t_m^+$  und  $t_{m+1}^+$  gewählt, die sich kurz nach Beginn des Zeitschlitzes  $m$  und des nachfolgenden Zeitschlitzes  $m + 1$  befinden. Die linke Seite zeigt die Übergänge vom Zustand 0, d.h. es sind zum Zeitpunkt  $t_m^+$  0 Anforderungen in der Warteschlange, zu allen anderen möglichen Zuständen zum Zeitpunkt  $t_{m+1}^+$ . Die rechte Seite zeigt die möglichen Übergänge für alle anderen Zustände  $k$  ( $k \geq 1$ ).

Mit den Zustandswahrscheinlichkeiten  $p_i$ , den Übergangswahrscheinlichkeiten  $q_j$ , der Wahrscheinlichkeit  $p_{cs}$ , daß ein Zeitschlitz mit CS-Verkehr belegt ist, und der Wahrscheinlichkeit  $p_{ps}$ , daß ein Zeitschlitz dem PS-Verkehr zur Verfügung steht, wird die erzeugende Funktion  $G(z)$  berechnet:

$$\begin{aligned}
 G(z) = & (q_0 p_0 p_{cs} + q_1 p_0 p_{ps} + q_0 p_1 p_{ps} + q_0 p_0 p_{ps}) z^0 + \\
 & (q_1 p_0 p_{cs} + q_2 p_0 p_{ps} + q_1 p_1 p_{ps} + q_0 p_1 p_{cs} + q_0 p_2 p_{ps}) z^1 + \\
 & (q_2 p_0 p_{cs} + q_3 p_0 p_{ps} + q_2 p_1 p_{ps} + q_1 p_1 p_{cs} + q_1 p_2 p_{ps} + q_0 p_2 p_{cs} + \\
 & q_0 p_3 p_{ps}) z^2 + \dots
 \end{aligned} \tag{4.74}$$

Nach einigen algebraischen Umformungen ergibt sich:

$$G(z) = H(z) \cdot G(z) \cdot \left( p_{cs} + \frac{p_{ps}}{z} \right) + p_{ps} p_0 q_0 \left( 1 - \frac{1}{z} \right) \tag{4.75}$$

Mit der Eigenschaft  $G(1) = 1$  (Gleichung 4.38) wird die Wahrscheinlichkeit  $p_0$  eliminiert, und damit läßt sich  $G(z)$  wie folgt darstellen:

$$G(z) = \frac{(z-1)(p_{ps} - H'(1))}{z - z p_{cs} H(z) - p_{ps} H(z)} \tag{4.76}$$

mit

$$H'(1) = \left. \frac{dH(z)}{dz} \right|_{z=1} \tag{4.77}$$

Unter Berücksichtigung des Gruppenankunftsprozesses ergibt sich für die zeitabhängige erzeugende Funktion der Übergangswahrscheinlichkeiten  $H(z, t)$  [78]:

$$H(z, t) = e^{-\lambda_p t \cdot (1-F(z))} \quad (4.78)$$

Somit wird die erzeugende Funktion  $H(z)$  wie folgt dargestellt:

$$H(z) = e^{-\lambda_p t_{TS} \cdot (1-F(z))} \quad (4.79)$$

Die erzeugende Funktion  $G^*(z)$  der Zustandswahrscheinlichkeiten zu einem beliebigen Zeitpunkt innerhalb eines Zeitschlitzes wird durch nachfolgende Integration berechnet:

$$G^*(z) = \frac{1}{t_{TS}} \int_0^{t_{TS}} G(z) \cdot H(z, t) dt \quad (4.80)$$

Es ergibt sich somit für die erzeugende Funktion  $G^*(z)$ :

$$G^*(z) = G(z) \cdot \frac{H(z) - 1}{\lambda_p t_{TS} \cdot (F(z) - 1)} \quad (4.81)$$

Die mittlere Anzahl an Anforderungen  $\Omega$  in der Warteschlange zu einem beliebigen Zeitpunkt wird aus  $G(z)$  durch nachfolgende Ableitung berechnet:

$$\Omega = \left. \frac{dG^*(z)}{dz} \right|_{z=1} \quad (4.82)$$

Die mittlere Wartezeit eines Paketes ist gleich dem Intervall zwischen dem Eintreffen des Paketes in der Warteschlange und dem Beginn der Busübertragung. Sie setzt sich aus 3 Teilen zusammen:

1. Das ankommende Paket muß im Mittel 0,5 Zeitslitze bis zum Beginn des nächsten Zeitschlitzes warten.
2. Danach wartet das Paket, bis alle  $\Omega$  Anforderungen, die es beim Eintreffen in der Warteschlange vorfand, aus der Warteschlange entnommen worden sind.
3. Steht das Paket nun an der Spitze der Warteschlange, so kann der Beginn der Bedienung noch durch CS-Zeitslitze verzögert werden.

Somit ergibt sich für die mittlere Wartezeit  $t_w$ :

$$t_w = \left( 0,5 + \frac{\Omega}{p_{ps}} + \frac{p_{cs}}{p_{ps}} \right) \cdot t_{TS} \quad (4.83)$$

Wird die Paketlänge näherungsweise durch eine kontinuierliche Zufallsvariable beschrieben, so werden die Wahrscheinlichkeiten  $r_l$  ( $l = 1, 2, \dots$ ) nach Gleichung 4.53 bestimmt. Für Pakete konstanter Länge, die immer  $n_p$  PS-Zeitschlitze belegen, ergibt sich für die erzeugende Funktion  $F(z)$  und die mittlere Anzahl  $\Omega$  an Anforderungen in der Warteschlange:

$$F(z) = z^{n_p} \quad (4.84)$$

$$\Omega = \frac{\varrho_p}{2} \cdot \left( \frac{1 + n_p - p_{ps}}{p_{ps} - \varrho_p} \right) \quad (4.85)$$

$\varrho_p = \lambda_p n_p t_{TS}$  ist die Belastung des CS/PS-Vermittlungsbusses durch den PS-Verkehr. Für  $n_p = 1$  und  $p_{ps} = 1$  ergibt sich aus Gleichung 4.85 die bekannte Lösung für das Wartesystem mit getakteter Bedienung und Poisson-Ankunftsprozeß [64].

## Ergebnisse

In Bild 4.21 ist die mittlere Wartezeit für Pakete mit konstanter Länge in Abhängigkeit des normierten Paketangebotes für verschiedene CS-Belastungen dargestellt. Es wurden folgende Parameter gewählt:

Rahmendauer:	$t_R = 1$ ms
Anzahl der Zeitschlitze pro Rahmen:	$n_R = 512$
Zeitschlitzgröße:	$l_{TS} = 64$ Bit
Paketlänge:	$l_p = 1024$ Bit
Belegte Zeitschlitze pro Paket:	$n_p = 16$
CS-Last:	$p_{cs} = 0,25; 0,5; 0,75$

Die mittels der Analyse berechneten Werte wurden mit den Simulationsergebnissen verglichen. Im Simulationsprogramm wurden die Abhängigkeiten in der Anordnung der CS-Zeitschlitze in aufeinanderfolgenden Pulsrahmen berücksichtigt. Der Vergleich zeigt, daß die Vernachlässigung dieser Abhängigkeiten zu keiner signifikanten Beeinträchtigung des Ergebnisses führt.



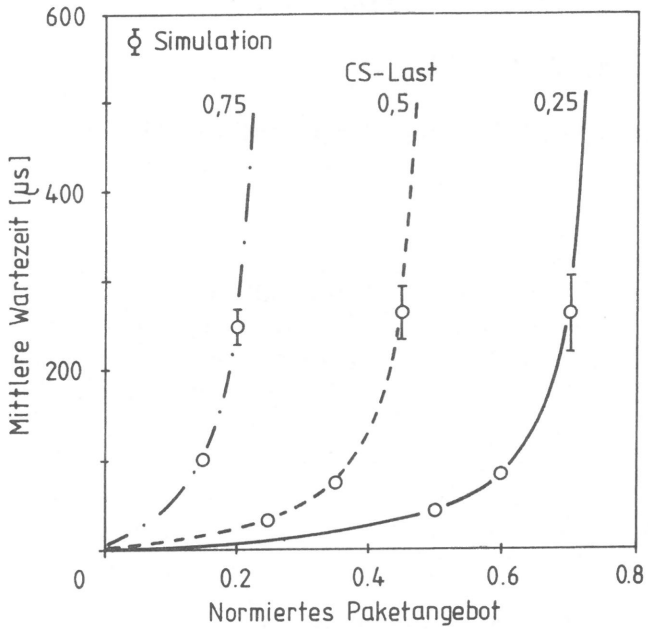


Bild 4.21: Mittlere Wartezeit eines Paketes in Abhängigkeit des normierten Paketangebotes

## Kapitel 5

# Entwurf und Aufbau eines experimentellen CS/PS-Vermittlungsknotens

In diesem Kapitel wird die Realisierung eines experimentellen CS/PS-Vermittlungsknotens beschrieben. Dieses Labormodell dient zur Demonstration der CS/PS-Integration nach dem Prinzip der Zeitschlitzverkettung in einem Vermittlungsknoten, der als Bussystem realisiert ist. Hierzu müssen die in Kapitel 3 gestellten Systemanforderungen in implementierungsreife Spezifikationen umgesetzt werden, welche die Grundlage für die Realisierung bilden.

### 5.1 Architektur des Labormodells

#### 5.1.1 Allgemeine Randbedingungen

Bei der Implementierung des Labormodells mußten einige einschränkende Randbedingungen beachtet werden:

1. Für die Schaltungsrealisierung konnten nur TTL-Bauelemente, Standard-Speicherbauelemente und programmierbare Logikbausteine (engl. programmable array logic, PAL) verwendet werden.
2. Die ersten Schaltungsentwürfe mußten noch vollständig auf dem Papier durchgeführt werden. Ab 1987 standen hierfür rechnerunterstützte Methoden zur Verfügung (engl. computer aided design, CAD).

3. Zur Schaltungsimplementierung wurde zuerst nur die Fädeldrahttechnik benutzt. Der Einsatz von CAD-Systemen ermöglicht nun ein durchgehendes Schaltungsdesign, vom Schaltungsentwurf über die Layouterstellung der Leiterplatten bis zur Schaltungsdocumentation. Mit dem vorhandenen Fräsbohrplotter können Leiterplatten in Zweilagentechnik gefertigt werden.
4. Als Prozessoreinheit wird die am Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung als Standardkarte entwickelte Leiterplatte mit dem Mikroprozessor MC 68000 und VME-Businterface eingesetzt.

Unter diesen Randbedingungen wurde ein Vermittlungssystem realisiert, das einen 16 Bit breiten Datenbus besitzt und mit einem Systemtakt von 2,048 MHz (32,728 Mbit/s Gesamtbandbreite) betrieben wird. Für einen "echten" Prototypen können die für das Labormodell erstellten Schaltungsentwürfe prinzipiell übernommen werden, jedoch müssen hierfür schnellere Halbleiter-Technologien eingesetzt werden und zeitkritische Funktionen mit kundenspezifischen Schaltkreisen (engl. gate array) implementiert werden. Derzeit ist ein Systemtakt von 20 MHz und ein 64 Bit breiter Datenbus technologisch beherrschbar. Für dieses System sollte dann genau untersucht werden, welcher Prozessor für welche Funktionen eingesetzt werden muß.

### 5.1.2 Knotenarchitektur

In Kapitel 3.3 wurde bereits die Architektur des CS/PS-Vermittlungsknotens beschrieben. An diesem Systementwurf wurden für das Labormodell einige Modifikationen vorgenommen, die den Implementierungsaufwand verringern. Jedoch sind im Labormodell die für diesen Knoten typischen Funktionen enthalten. Die wichtigsten Änderungen gegenüber dem in Kapitel 3.3 dargestellten Konzept sind:

- Der Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen, das Erzeugen von Datenpaketen in der Datenquelle und das Bearbeiten von Paketen in der Datensenke erfolgt an einfachen Terminals. Für den notwendigen Dialog mit dem Benutzer wird eine menügesteuerte Benutzeroberfläche installiert, die eine komfortable Demonstration des Systems ermöglicht.
- Für die Paketvermittlung werden daher nur die Funktionen der Schicht 3 realisiert.
- Als CS-Verkehr ist nur die Sprachkommunikation möglich, die über angeschlossene ISDN-Endgeräte erfolgt. Es wurden die Teile des D-Kanal-Protokolls [16] implementiert, die zum Auf- und Abbau von CS-Verbindungen nötig sind. Zusätzliche Leistungsmerkmale sind im Labormodell nicht vorgesehen.
- Sämtliche Steuerfunktionen sind in einer Einheit implementiert (Steuereinheit).

- Der Austausch von knoteninternen Meldungen erfolgt nicht über einen separaten Meldungsbus, sondern über den Datenbus, welcher für den Transfer von CS- und PS-Daten verwendet wird. Diese Meldungen werden als spezielle Pakete und mit höherer Priorität behandelt. Sie sind in der Sendewarteschlange (hohe Priorität) und bei der Busübertragung als knoteninterne Nachrichten gekennzeichnet. Für den Empfang dieser Nachrichten ist in jeder Anschlußeinheit eine eigene Warteschlange vorgesehen.
- Es wurden nur die zu Vermittlungszwecken benötigten Funktionen implementiert. Spezielle Funktionen und Prozeduren für Betrieb und Wartung (engl. operation and maintenance) sind nicht installiert.

In Bild 5.1 ist die Architektur des Labormodells dargestellt. Es besteht aus zwei Anschlußeinheiten und einer Steuereinheit. Jede der beiden Anschlußeinheiten besitzt eine Schnittstelle zum Anschluß eines Terminals (für Paketvermittlung) und 2 ISDN-Basisanschlüsse (für Durchschaltvermittlung). Eine Beschreibung der Steuereinheit, bzw. der Anschlußeinheit folgt in Kapitel 5.1.5, bzw. 5.1.6.

### 5.1.3 CS/PS-Integration

Für die Integration des CS- und PS-Verkehrs wird das Verfahren der Zeitschlitzverketzung verwendet. Dieses Verfahren ist sehr flexibel bei der Aufteilung der Gesamtbandbreite auf den CS- und PS-Verkehr und führt bei günstiger Anordnung der CS-Zeitschlitz zu geringen Warte- und Durchlaufzeiten für den PS-Verkehr. Ergänzend zu den bisher gewonnenen Erkenntnissen über die Leistungsfähigkeit werden in diesem Kapitel Implementierungsaspekte für dieses Integrationsverfahren betrachtet.

#### Zeitschlitzgröße

Jeder Zeitschlitz des Pulsrahmens entspricht einem CS-Simplexkanal mit einer Übertragungsrate von 64 kbit/s. Um die Durchlaufzeiten durch den Vermittlungsknoten gering zu halten, sollte die Rahmendauer möglichst klein sein. Da bei der Sprachkommunikation eine maximale Laufzeit von 400 ms tolerierbar ist [8], wirkt sich eine Rahmendauer von 1 ms nicht nachteilig auf die Verständigung aus. Für diese Rahmendauer ergibt sich eine Zeitschlitzgröße von 64 Bit.

Die Untersuchungen in Kapitel 3.4 haben gezeigt, daß eine Zeitschlitzgröße von 8 Bit die geringsten Wartezeiten für den PS-Verkehr ermöglichen. Bei Zeitschlitzten mit einer Größe von 64 Bit steigt die mittlere Wartezeit bei gleicher Last, jedoch ist die Erhöhung nicht signifikant.

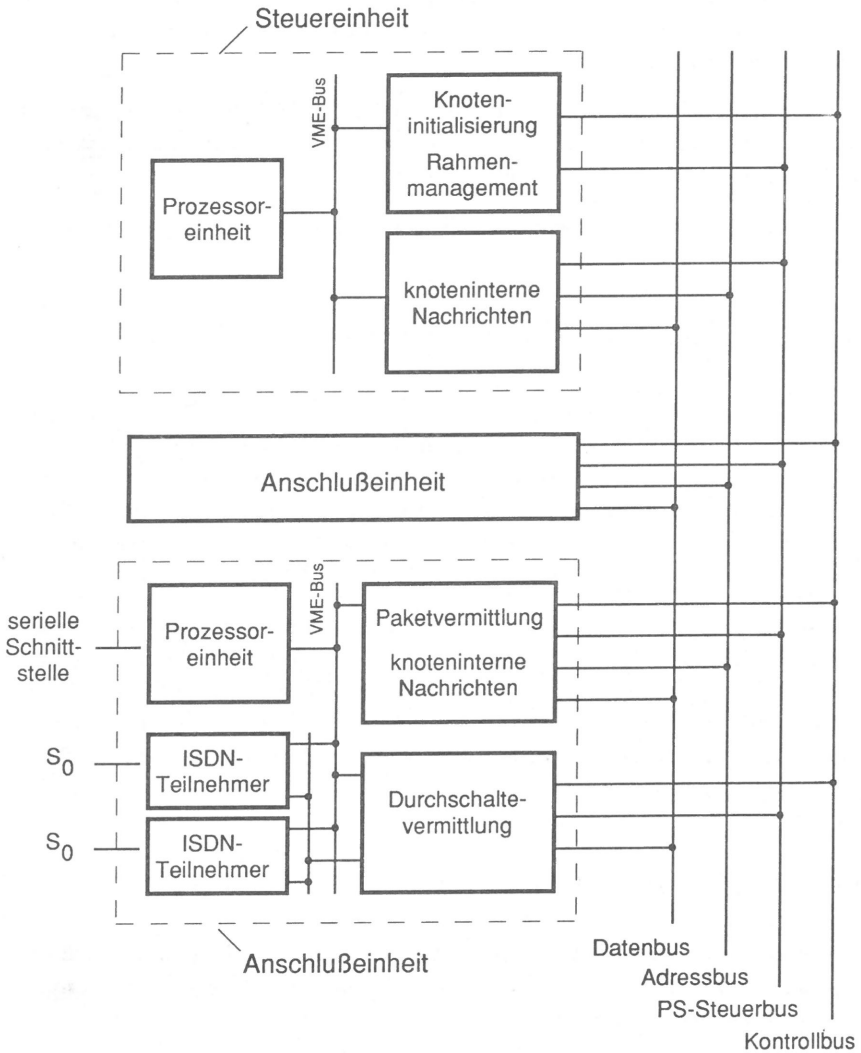


Bild 5.1: Architektur des Labormodells

Um den Implementierungsaufwand nicht unnötig zu erhöhen, sollte die Zeitschlitzgröße ein ganzzahliges Vielfaches der Breite des Datenbusses sein. Jede Einheit muß nur prüfen, wann sie auf den Datenbus zugreifen darf (lesend bzw. schreibend). Eine zusätzliche Unterscheidung, auf welche Leitungen des Datenbusses zugegriffen werden darf, ist bei dieser Implementierung nicht nötig.

Für die Kopplung des Knotens mit dem bestehenden CS/PS-Ringsystem hat die Zeitschlitzgröße von 64 Bit den Vorteil, daß keine aufwendigen Anpassungen der Zeitschlitzformate nötig sind, da sie in beiden Systemen gleich sind.

Aus diesen Gründen wurde für den Vermittlungsknoten eine Zeitschlitzgröße von 64 Bit gewählt.

### **Pulsrahmenformat**

Der Pulsrahmen ist 1 ms lang und jeder Zeitschlitz hat eine Größe von 64 Bit, die vollständig mit Nutzdaten belegt werden können. Da die Breite des Datenbusses nur 16 Bit beträgt, sind bei einem Zugriff auf einen Zeitschlitz 4 Zugriffe auf den Datenbus nötig. Diese Zugriffe erfolgen in konstanten Abständen, die durch den Systemtakt festgelegt sind. Mit dem gewählten Systemtakt von 2,048 MHz, dem 16 Bit breiten Datenbus, der Pulsrahmendauer 1 ms und der Zeitschlitzgröße von 64 Bit ergeben sich 512 Zeitschlitze pro Rahmen.

Der erste Zeitschlitz jedes Rahmens wird zur knoteninternen Überlastabwehr verwendet. Alle anderen Zeitschlitze können beliebig mit CS- oder PS-Verkehr belegt werden. Jeder Einheit wird im ersten Zeitschlitz 1 Bit als Überlastindikator zugeordnet. Somit können maximal 64 Einheiten am Bus angeschlossen werden. Entsprechend ihrem Lastzustand setzt jede Einheit ihren eigenen Überlastindikator und ermittelt aus den restlichen Bit des ersten Zeitschlitzes die Belastungszustände aller anderen Einheiten.

### **5.1.4 CS/PS-Vermittlungsbuss**

Die Funktionen der einzelnen Teilbusse wurden bereits in Kapitel 3.3 kurz beschrieben. Das gesamte Bussystem wird synchron betrieben. Der dafür notwendige Takt wird von der zentralen Steuereinheit erzeugt.

Auf dem 16 Bit breiten *Datenbus* werden knoteninterne Nachrichten, CS- und PS-Daten übertragen.

Der *Adressbus* ist aus Aufwandsgründen im Labormodell nur 3 Bit breit. Über diesen Bus wird die empfangende Einheit bei der Übertragung von PS-Daten oder knoteninternen

Nachrichten adressiert. Mittels einer speziellen Adresse werden gleichzeitig alle Einheiten angesprochen, so daß innerhalb des Vermittlungsknotens auch Rundsendenachrichten verschickt werden können.

Auf dem *PS-Steuerbus* ist das Protokoll implementiert, das den Zugriff auf den PS-Kanal regelt. Leitungen dieses Busses werden auch bei der Übertragung von Paketen oder knoteninternen Nachrichten und bei der internen Überlastabwehr benötigt. Eine genaue Beschreibung dieses Teilbusses folgt in Kapitel 5.3.

Der *Kontrollbus* besteht aus 4 Leitungen, wobei 2 Leitungen zur Taktversorgung und 2 Leitungen zur Knoteninitialisierung verwendet werden.

- Über die *Systemtakt*-Leitung versorgt die zentrale Steuereinheit alle angeschlossenen Einheiten mit einem zentralen Takt. Der Takt beträgt 16,384 MHz und wird zur Realisierung von synchronen Schaltwerken benötigt. Hieraus leitet jede Anschlußeinheit auch den Systemtakt und den Zeitschlitztakt (1 Zeitschlitztakt = 4 Systemtakte) ab. Diese hohe Taktfrequenz wurde gewählt, weil es wesentlich einfacher ist, aus der hohen Taktfrequenz in den Anschlußeinheiten den Systemtakt durch Frequenzteilung abzuleiten, als aus dem Systemtakt durch Frequenzvervielfachung höhere Taktfrequenzen zu erzeugen.
- Die Steuereinheit erzeugt und verwaltet den synchronen Pulsrahmen. Über die *Rahmentakt*-Leitung werden alle Einheiten auf den Rahmentakt aufsynchronisiert.
- Mittels des Reset-Signals, das nur von der Steuereinheit auf der *Reset*-Leitung ausgesandt werden kann, wird in allen Einheiten die Initialisierungsprozedur aktiviert. Alle Einheiten werden somit in einen definierten Zustand gebracht.
- Auf die *Initialisierungs*-Leitung wird von jeder Anschlußeinheit bei Beginn ihrer Initialisierungsprozedur zugegriffen. Nachdem alle Anschlußeinheiten ihre Initialisierung abgeschlossen haben, geht das Initialisierungssignal wieder in den inaktiven Zustand über. Die Steuereinheit überwacht nach ihrer eigenen Initialisierung diese Leitung und beginnt mit dem Aussenden des Rahmentaktes, nachdem dieses Leitungssignal wieder inaktiv geworden ist.

### 5.1.5 Steuereinheit

Die Steuereinheit des Labormodells übernimmt die Aufgaben der Knotenüberwachung, Rahmenorganisation, Auf- und Abbau von CS-Verbindungen, Verkehrlenkung bei virtuellen Verbindungen und Vermittlung von Datagrammen. An dieser Stelle wird die Schaltungsrealisierung des busnahen Teils (Buszugangseinheit) und die Struktur der Steuerungssoftware beschrieben.

## Realisierung der Buszugangseinheit

In Bild 5.2 ist die Struktur der Steuereinheit dargestellt. Es ist eine deutliche Unterscheidung zwischen Prozessoreinheit und Buszugangseinheit zu erkennen. Die Kommunikation zwischen diesen beiden Einheiten erfolgt über den VME-Bus.

Das Modul *Takterzeugung* und *Knoteninitialisierung* enthält den zentralen Taktgenerator des Vermittlungsknotens. Dieser Takt wird von allen Anschlußeinheiten des Systems verwendet. Aus ihm wird in diesem Modul auch der Rahmentakt für den Vermittlungsknoten und der Zeitschlitztakt für die Steuereinheit abgeleitet. Durch einen speziellen Steuerbefehl veranlaßt die Prozessoreinheit dieses Modul, das Reset-Signal zu aktivieren. Während der Initialisierungsphase wird das Rahmentakt-Signal deaktiviert. Über dieses Modul hat die Prozessoreinheit Zugriff auf die Initialisierungs-Leitung und erkennt anhand des Signalzustandes die Betriebsbereitschaft aller Anschlußeinheiten.

Die bedeutendsten Elemente des Modules *Zeitschlitzbelegungsspeicher* sind ein 9 Bit-Zähler (Zeitschlitzzähler) und ein Speicher mit 512 Stellen. Diese Werte wurden deshalb so gewählt, weil der Rahmen aus 512 Zeitschlitzten besteht. Mit dem Rahmentakt wird der Zähler in einen definierten Ausgangszustand gebracht, und der Zeitschlitztakt wird als Zähltakt verwendet. Der Zähler adressiert den Speicher, dessen Inhalt anzeigt, ob der Zeitschlitz dem PS-Kanal zugeteilt ist oder nicht. Zeitschlitzte des PS-Kanals werden auf dem PS-Steuerbus als PS-Zeitschlitzte gekennzeichnet. Bei jedem Auf- bzw. Abbau einer CS-Verbindung muß die Prozessoreinheit den Speicherinhalt aktualisieren. Da Prozessoreinheit und Zeitschlitzzähler auf den Speicher zugreifen, könnten Zugriffskonflikte entstehen, die aber durch einen geeigneten Zugriffmechanismus verhindert werden.

Im Modul *Überlaststeuerung* wird der Auslastungszustand jeder Einheit des Bussystems in einer Tabelle gespeichert. Diese Information wird durch den Inhalt des ersten Zeitschlitzes jedes Rahmens aktualisiert. Jede neu auftretende Überlastsituation an einer Einheit bewirkt ebenfalls einen Eintrag in diese Tabelle. Die Prozessoreinheit hat Zugriff auf diese Tabelle und kann somit die Auslastung des Knotens ständig überwachen und gegebenenfalls knotenweit regulierend eingreifen. Die zweite Aufgabe dieses Modules ist die Erkennung einer Überlast am Empfangspuffer, die sofort allen Anschlußeinheiten mitgeteilt wird. Das Ende dieser Überlastphase wird von der Prozessoreinheit bestimmt und durch die Überlaststeuerung den anderen Einheiten bekannt gemacht (vgl. Kapitel 5.3.5).

Im 16 Bit breiten *Empfangspuffer* werden die vom CS/PS-Vermittlungbus kommenden knoteninternen Nachrichten zwischengespeichert. Die Prozessoreinheit entnimmt daraus die Nachrichten, analysiert und bearbeitet sie. Um Überholungen zu vermeiden, sind alle Puffer in allen Einheiten nach dem FIFO-Prinzip organisiert.

Der *Sendepuffer* hat eine Breite von 19 Bit, wobei 16 Bit von Daten belegt sind, und die



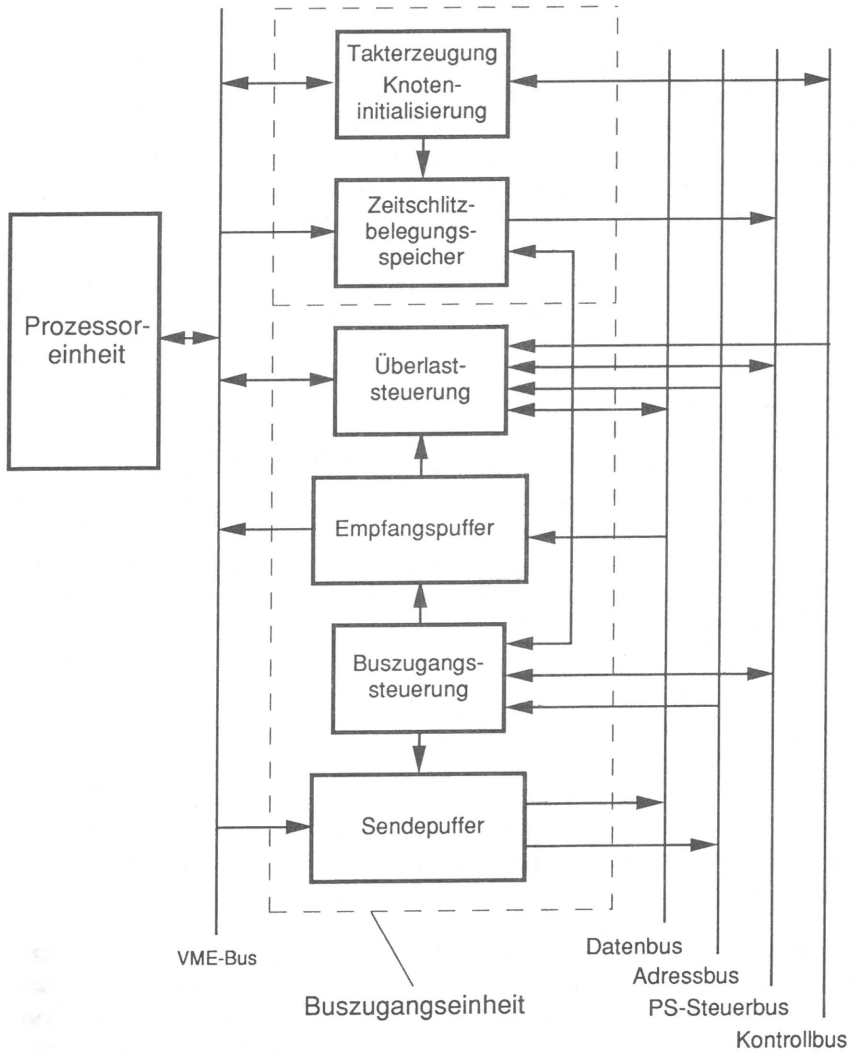


Bild 5.2: Struktur der Steereinheit

restlichen 3 Bit die Adresse der Anschlußeinheit enthalten, an die diese Daten geschickt werden. Durch diese Implementierung wird eine einfache Verknüpfung von knoteninterner Nachricht und Adresse der empfangenden Anschlußeinheit ermöglicht.

Die *Buszugangssteuerung* erkennt an den Signalen des Adressbusses und des PS-Steuerbusses wann Daten vom Bus übernommen werden müssen. Durch Signale dieses Busses werden Anfang und Ende einer knoteninternen Nachricht gekennzeichnet. Das Ende einer Nachricht muß nicht unbedingt mit dem Ende eines Zeitschlitzes übereinstimmen. Das Modul erkennt dies und bewirkt beim Empfangspuffer, daß nur gültige Daten eingelesen werden. Die Länge der knoteninternen Nachrichten ist immer ein Vielfaches von 16 Bit, wobei aber eine obere Grenze existiert. Diese Grenze wurde aus Implementierungsgründen auf 16 festgelegt, d.h. die maximale Länge beträgt 256 Bit. Längere Meldungen werden in mehreren aufeinanderfolgenden knoteninternen Nachrichten übertragen.

Die Buszugangssteuerung überwacht auch noch den Sendepuffer und erkennt knoteninterne Nachrichten, die zur Übertragung anstehen. Die Steuereinheit hat immer höchste Priorität (nichtunterbrechend) bei der Nutzung des PS-Kanals. Soll eine Nachricht gesendet werden, so prüft die Buszugangssteuerung den Zustand des PS-Kanals (belegt oder frei). Eine Paketübertragung wird durch ein aktives Signal auf der *PÜ-Leitung* des PS-Steuerbusses angezeigt. Kann die Übertragung beginnen, so veranlaßt die Buszugangssteuerung den Sendepuffer, Daten und Adressen in die freien Zeitschlitze zu schreiben und kennzeichnet diese Daten als knoteninterne Nachricht. Diese Zeitschlitze werden dann als nicht freie Zeitschlitze auf dem PS-Steuerbus gekennzeichnet.

## Steuerungssoftware

Sämtliche Steuerungsaufgaben sind als Programmteile in der Prozessoreinheit implementiert. Bild 5.3 zeigt die Struktur der Steuerungssoftware. Die Software wurde größtenteils in einer Hochsprache (Pascal) implementiert. Die Programmierung der Routinen, die auf Module der Buszugangseinheit zugreifen müssen, wurden in Assembler geschrieben.

Die Routine *Initialisierung* wird bei Inbetriebnahme der Steuereinheit durchlaufen. Dabei initialisiert sie zuerst die verschiedenen Schaltungs-Module der Buszugriffseinheit. In der Zeitschlitzbelegungstabelle wird nur der erste Zeitschlitz als belegt gekennzeichnet, da er bei der Überlastkontrolle verwendet wird. Alle anderen Zeitschlitze werden dem PS-Kanal zugeordnet. Während der Initialisierung werden alle benötigten dynamischen Tabellen für CS-Verbindungen und virtuelle Verbindungen in einen definierten Grundzustand gesetzt.

Die Prozedur *Empfang* entnimmt knoteninterne Nachrichten aus dem Empfangspuffer und legt die Nachrichten in geeignete Datenstrukturen ab.

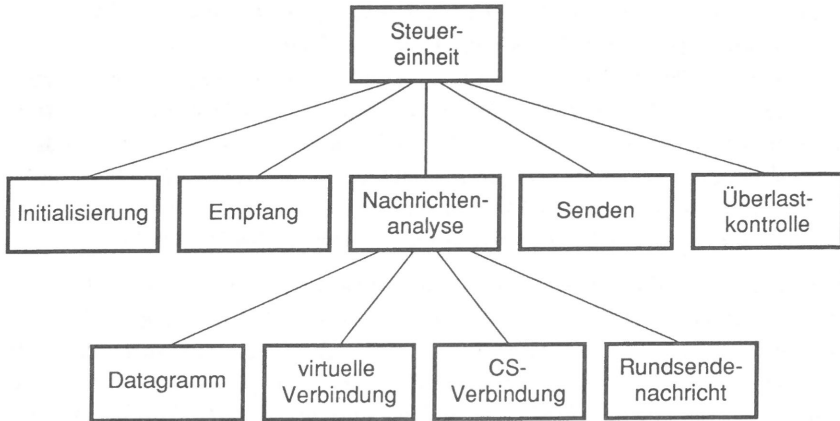


Bild 5.3: Softwarestruktur der Steuereinheit

Der Programmteil *Nachrichtenanalyse* beginnt mit der Bearbeitung einer Nachricht. Entsprechend dem Inhalt der Nachricht wird eines der 4 Unterprogramme *CS-Verbindung*, *virtuelle Verbindung*, *Datagramm* oder *Rundsendenachricht* aufgerufen.

Die Prozedur *Senden* wandelt die knoteninterne Nachricht in die zur Übertragung auf dem CS/PS-Vermittlungsbuss nötige Form um. Danach übergibt sie die Nachricht an den Sendepuffer der Buszugangseinheit.

Die Routine *Überlastkontrolle* analysiert die Tabelle der Auslastungszustände der am Bus angeschlossenen Einheiten. Ist eine Einheit über längere Zeit in Überlast, so greift die Steuereinheit durch geeignete Maßnahmen ein (z.B. Ablehnen von neuen virtuellen Verbindungen, deren Pakete über eine überlastete Anschlußeinheit geschickt werden). Die zweite Aufgabe dieser Routine ist die Überwachung des Lastzustandes im Empfangspuffer. Das Eintreten der Überlast, d.h. es wird eine maximal erlaubte Anzahl an Nachrichten im Puffer überschritten, wird vom Überlaststeuerungsmodul erkannt. Das Ende der Überlastphase bestimmt die Prozessoreinheit anhand des Füllgrades im Empfangspuffer. Wird dieser Wert unterschritten, so endet der Überlastzustand. Die Prozessoreinheit trägt dies in die Tabelle der Überlaststeuerung ein, und im ersten Zeitschlitz des nächsten Rahmens wird die Information an alle Anschlußeinheiten übermittelt.

Mittels der Prozedur *Datagramm* werden Datagramme bearbeitet, d.h. es wird die Anschlußeinheit der abgehenden Leitung bestimmt und das Datagramm wieder in das interne Nachrichtenformat umgewandelt.

Falls die knoteninterne Nachricht ein Auf- oder Abbaupaket einer virtuellen Verbindung enthält, wird die Prozedur *virtuelle Verbindung* aufgerufen. Beim Aufbau einer virtuellen

Verbindung wird ein neuer Verbindungsprozeß erzeugt. Andere Meldungen werden bestehenden Prozessen aufgrund ihrer Parameter zugeordnet. Nach Abbau einer Verbindung wird der zugehörige Prozeß wieder gelöscht. Für jeden Prozeß müssen einige Daten gespeichert werden, wie z.B. Prozeßzustand, Teilnehmernummern und verwendete logische Kanalnummern. Neben diesen Daten benötigt die Prozedur noch eine Tabelle mit allen unbenutzten logischen Kanalnummern pro Anschlußeinheit, um beim Aufbau einer neuen Verbindung die Suche nach unbenutzten Kanalnummern zu vereinfachen. Beim Verbindungsabbau werden die verwendeten Kanalnummern wieder in diese Tabelle eingetragen.

Die Prozedur *CS-Verbindung* wird beim Auf- und Abbau von CS-Verbindungen benötigt. Nach der Analyse der Nachricht wird entweder ein neuer CS-Verbindungsprozeß angelegt, oder die Meldung einem bereits bestehenden CS-Verbindungsprozeß zugeordnet. Pro Prozeß müssen Prozeßzustand, die beteiligten Teilnehmer und die Nummern der belegten Zeitschlitzze gespeichert werden. Beim Aufbau einer neuen Verbindung werden freie Zeitschlitzze entsprechend der geforderten Bandbreite reserviert. Um die Suche nach freien Zeitschlitzzen zu vereinfachen, existiert eine Tabelle, in der alle freien Zeitschlitzze eingetragen sind. Auf diese Tabelle greift jeder CS-Verbindungsprozeß bei der Zeitschlitzsuche zu. Erst nachdem die Verbindung vom gerufenen Teilnehmer akzeptiert worden ist, erfolgt die Durchschaltung der Kanäle, d.h. die Zeitschlitzze werden im Zeitschlitzbelegungsspeicher als CS-Zeitschlitzze markiert. Beim Abbau einer Verbindung werden die benutzten Zeitschlitzze in der Zeitschlitzbelegungstabelle als freie Zeitschlitzze gekennzeichnet, in die Tabelle der freien Zeitschlitzze eingetragen und der CS-Verbindungsprozeß gelöscht.

Der Programmteil *Rundsendenachricht* bearbeitet Nachrichten, die an alle Einheiten gleichzeitig geschickt wurden (z.B. spezielle Meldungen für Betrieb und Wartung, Alarmer). Diese Routine wurde im Labormodell nicht implementiert.

### 5.1.6 Anschlußeinheit

Die im Labormodell eingesetzte Anschlußeinheit (Bild 5.4) ist in 3 Teileinheiten aufgespalten:

1. Buszugangseinheit
2. Prozessoreinheit
3. ISDN-Teilnehmereinheit

#### Prozessoreinheit

Auf der Prozessoreinheit sind die Steuerungssoftware, die für den Auf- und Abbau von CS-Verbindungen benötigten Teile des D-Kanal Protokolls und die Benutzeroberfläche zur

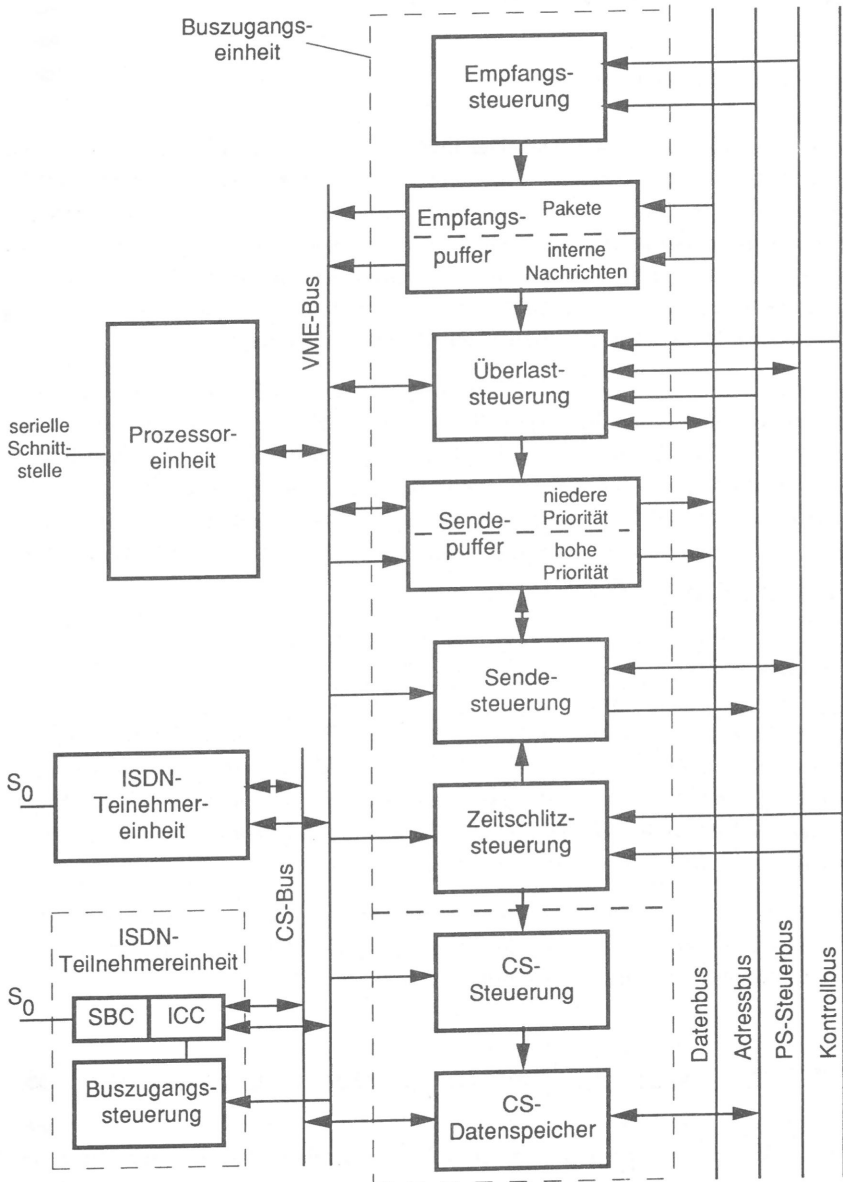


Bild 5.4: Struktur der Anschlußeinheit

Demonstration des PS-Verkehrs implementiert. Diese Einheit enthält auch die serielle Schnittstelle zum Anschluß des PS-Endgerätes.

### **ISDN-Teilnehmereinheit**

Um den Implementierungsaufwand einer ISDN-Teilnehmereinheit gering zu halten, wurde auf die Teilnehmeranschlußleitung verzichtet. Der Vermittlungsknoten besitzt somit keine U-Schnittstelle, sondern nur die S-Schnittstelle zum direkten Anschluß der Endgeräte. Für die Realisierung konnten spezielle Bauelemente verwendet werden. Die Übertragungstechnik der S-Schnittstelle wird durch den S-Schnittstellenbaustein SBC (engl. S-Bus Controller) realisiert. Funktionen der Schicht 2 des D-Kanal Protokolls werden durch den ICC-Baustein (engl. ISDN Communication Controller) unterstützt.

Die ISDN-Teilnehmereinheiten sind durch einen internen CS-Bus miteinander und mit der Buszugangseinheit verbunden. Dieser Bus wird zum Transfer von CS-Nutzdaten zwischen einer ISDN-Teilnehmereinheit und der Buszugangseinheit benötigt. Er ermöglicht auch den Nutzdatentransfer zwischen ISDN-Teilnehmereinheiten. Eine Verbindung von 2 Endgeräten, die an der gleichen Anschlußeinheit angeschlossen sind, belastet somit nicht den CS/PS-Vermittlungsbus. Der CS-Bus besitzt eine Breite von 8 Bit und verwendet daher einen Pulsrahmen von 125  $\mu$ s.

### **Buszugangseinheit**

Bei der Buszugangseinheit ist die Trennung in einen CS- und einen PS-Teil sichtbar. Diese Teilung hat den Vorteil, daß beim Entwurf einer Anschlußeinheit, an die entweder nur PS-Endgeräte oder nur CS-Endgeräte angeschlossen werden, die Buszugangseinheit durch den entsprechenden Teil der hier dargestellten Einheit realisiert werden kann und daher keine weiteren Neuentwicklungen notwendig sind.

Die Schaltungsmodule der Buszugangseinheit werden an dieser Stelle nicht beschrieben. Ihre Aufgaben werden bei der Implementierung von Durchschalte- und Paketvermittlung in den folgenden Abschnitten erläutert.

## **5.2 Realisierung der Durchschaltevermittlung**

Eine CS-Verbindung ist durch einen Kanal konstanter Bandbreite gekennzeichnet, der den beteiligten Endgeräten während der gesamten Verbindungsdauer zum exklusiven Nachrichtenaustausch zur Verfügung steht. Vor der eigentlichen Nachrichtenübertragung muß dieser

Übertragungskanal bereitgestellt werden. Dazu müssen alle an der Verbindung beteiligten Instanzen Informationen (Signalisierungsnachrichten) untereinander austauschen.

### 5.2.1 Signalisierungskonzept

Verbindungsauf- und -abbau werden immer von den Teilnehmern initiiert. Der Teilnehmer veranlaßt das Endgerät, Signalisierungsinformation mit der Vermittlungsstelle auszutauschen. Da im Labormodell als Endgeräte ISDN-Fernsprechapparate verwendet werden, erfolgt der Austausch der Signalisierungsinformationen zwischen Endgerät und CS/PS-Vermittlungsknoten gemäß dem vom CCITT standardisierten D-Kanal-Protokoll [16].

Innerhalb des Vermittlungsknotens sind bei jeder CS-Verbindung die Steuereinheit und im allgemeinen zwei Anschlußeinheiten beteiligt. Daher müssen auch diese Einheiten beim Auf- und Abbau von Verbindungen Informationen untereinander austauschen (knoteninterne Signalisierung). Die interne Kommunikation zwischen zwei Anschlußeinheiten erfolgt immer über die Steuereinheit, da sie zentrale Aufgaben beim Verbindungsauf- und -abbau ausführt (Suche nach freien Zeitschlitzten, Zuordnung von Zeitschlitzten zu der neuen Verbindung, usw.).

Für die interne Signalisierung wurde ein neues Protokoll entworfen, das speziell auf die knoteninternen Anforderungen des Auf- und Abbaus von Verbindungen zugeschnitten wurde. Dies hat zur Folge, daß die von außen am Knoten ankommenden Signalisierungsinformationen schon in der Anschlußeinheit bearbeitet und in knoteninterne Signalisierungsinformationen umgesetzt werden müssen. Die Umsetzung ist auch in Gegenrichtung notwendig. Mit dieser Realisierung ist es möglich, Endgeräte mit beliebigen Signalisierungsprotokollen an den Knoten anzuschließen. Die notwendigen Protokollanpassungen erfolgen verteilt in den Anschlußeinheiten, so daß die zentrale Steuereinheit durch diese Aufgaben nicht belastet wird.

Das Signalisierungsprotokoll wurde an die Bedürfnisse des Labormodells angepaßt. Es ermöglicht den Auf- und Abbau von Ein- und Mehrkanal-Verbindungen, wobei die Bandbreiten für Hin- und Rückrichtung unterschiedlich sein können. Zusätzliche Leistungsmerkmale, wie sie z.B. im ISDN vorhanden sind, werden von diesem Protokoll nicht unterstützt. Hierzu müssen noch einige einfache Protokollerweiterungen vorgenommen werden.

Ausgehend von diesem Signalisierungskonzept werden diejenige Prozesse definiert, welche zum Auf- und Abbau von CS-Verbindungen innerhalb des Knotens notwendig sind. Die Prozesse werden danach detaillierter spezifiziert. Hierzu wird die vom CCITT empfohlene Beschreibungssprache SDL (engl. Specification and Description Language) [19] verwendet. Diese Feinspezifikation dient als Grundlage zur Protokollimplementierung.

### 5.2.2 Signalisierungsprozesse

Beim Entwurf des Prozeßkonzeptes wurde die modulare Struktur des Vermittlungsknotens berücksichtigt. Da an einer CS-Verbindung eine rufende und eine gerufene Anschlußeinheit, sowie die zentrale Steuereinheit beteiligt sind, werden dafür folgende Signalisierungsprozesse definiert:

- CS\_A\_AE: CS-Signalisierungsprozeß der rufenden Anschlußeinheit
- CS\_SE: CS-Signalisierungsprozeß der zentralen Steuereinheit
- CS\_B\_AE: CS-Signalisierungsprozeß der gerufenen Anschlußeinheit

Pro Verbindung ist jeder dieser Prozesse genau einmal vorhanden. Beim Verbindungsaufbau werden die Prozesse erzeugt, beim Abbau der Verbindung wiederum gelöscht. In jeder Einheit ist ein übergeordneter Verwaltungsprozeß vorhanden, der ankommende Signale identifiziert, sie einem bestehenden Prozeß zuordnet oder einen neuen Prozeß erzeugt.

Die Kommunikation der Prozesse untereinander erfolgt über Signale (Meldungen). Dabei ist der Signalaustausch zwischen den Prozessen CS\_A\_AE und CS\_B\_AE nur über den zentralen Prozeß CS\_SE möglich. In Bild 5.5 sind die CS-Signalisierungsprozesse mit allen Signalen dargestellt.

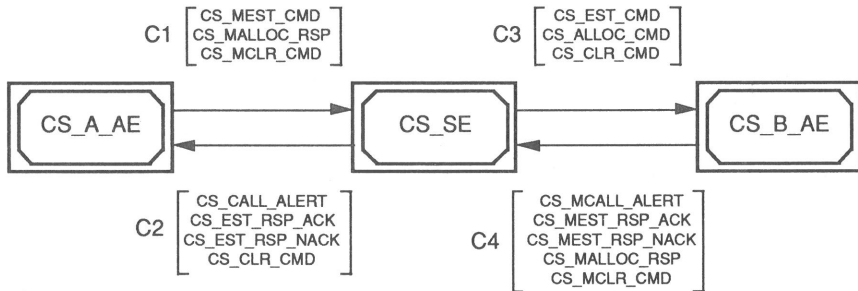


Bild 5.5: CS-Signalisierungsprozesse

Der Signalaustausch zwischen den Signalisierungsprozessen in einem Endgerät und den Prozessen in der Anschlußeinheit ist nicht dargestellt, da er vom jeweiligen Protokoll abhängig ist, das auf der Teilnehmeranschlußleitung verwendet wird.



### 5.2.3 Signaldefinitionen

Signale sind Elemente, die zum Informationsaustausch zwischen Prozessen verwendet werden. Über diese Signale synchronisieren sich auch die Prozesse miteinander. Der Signaltyp und eine optionale Parameterliste enthalten die Information eines Signals.

Zur Signaldefinition wurde die programmsprachliche Repräsentation von SDL (SDL/PR) verwendet. Tabelle 5.1 zeigt einen Ausschnitt aus den Signaldefinitionen. Die formalen Typdefinitionen der Parameter sind aus Platzgründen nicht angegeben.

SIGNAL	CS_MEST_CMD	(Quelle, Ziel, BB-Bereich, Info);
SIGNAL	CS_MCALL_ALERT	(Quelle);
SIGNAL	CS_MEST_RSP_ACK	(Quelle, Bandbreite);
SIGNAL	CS_MEST_RSP_NACK	(Quelle, Status);
SIGNAL	CS_MALLOC_RSP	(Quelle);
SIGNAL	CS_MCLR_CMD	(Quelle);
SIGNAL	CS_EST_CMD	(Quelle, Ziel, BB-Bereich, Info);
SIGNAL	CS_CALL_ALERT	(Ziel);
SIGNAL	CS_EST_RSP_ACK	(Ziel, Bandbreite, Zeitschlitz, Intern);
SIGNAL	CS_EST_RSP_NACK	(Ziel, Status);
SIGNAL	CS_ALLOC_CMD	(Ziel, Zeitschlitz, Intern);
SIGNAL	CS_CLR_CMD	(Ziel);

Tabelle 5.1: Signaldefinitionen

*Quelle* und *Ziel* beinhalten die Adressen (Rufnummern) der an der Verbindung beteiligten Endgeräte. In den zum Verbindungsaufbau benötigten Signalen CS\_MEST\_CMD und CS\_EST\_CMD sind die Adressen des rufenden (*Quelle*) und gerufenen (*Ziel*) Endgerätes enthalten. Alle nachfolgenden Signale enthalten nur noch eine Adresse. Ein Signal, das zum Prozeß CS\_SE geschickt wird, enthält die Adresse des Endgerätes, welches das Signal erzeugt hat (*Quelle*). Im Prozeß CS\_SE findet eine Umsetzung statt, so daß alle Signale, die von diesem Prozeß abgeschickt werden, die Adresse des Zielendgerätes enthalten (*Ziel*). Mit Hilfe dieser Adressen übergeben die Verwaltungsprozesse in den Anschlußeinheiten, bzw. in der Steuereinheit die Signale den zugehörigen Prozessen oder erzeugen bzw. beenden Signalisierungsprozesse.

Der Parameter *BB-Bereich* gibt die Werte für die minimalen Bandbreiten an, die für die Verbindung gefordert werden, und enthält auch die Werte für die maximal möglichen Bandbreiten (getrennt für Hin- und Rückrichtung). Die Maximalwerte können von allen an der Verbindung beteiligten Prozessen eingeschränkt werden. Die Bandbreiten werden immer als ein Vielfaches der Bandbreite des CS-Grundkanals (hier 64 kbit/s) angegeben.

Die Variable *Bandbreite* enthält die tatsächlichen Werte für die Bandbreiten in Hin- und Rückrichtung.

*Zeitschlitz* beinhaltet die Nummern der Zeitschlitz auf dem CS/PS-Vermittlungsbus, die der Verbindung zugeteilt sind.

*Intern* ist eine Markierung, die angibt, ob die an einer Verbindung beteiligten Endgeräte an der gleichen Anschlußeinheit angeschlossen sind. Ist dies der Fall, so wird die Verbindung innerhalb der Anschlußeinheit durchgeschaltet und belegt somit keine Zeitschlitz auf dem CS/PS-Vermittlungsbus. Die Durchschaltung einer solchen internen Verbindung wird von der Anschlußeinheit gesteuert.

*Info* dient zur transparenten Übertragung zusätzlicher Information beim Verbindungsaufbau (z.B. Darstellungsformat der Nutzinformation).

*Status* gibt den Grund für die Ablehnung einer neuen Verbindung an (z.B. gerufenes Endgerät ist schon belegt, Restbandbreite des CS/PS-Vermittlungsbusses ist nicht ausreichend).

†

#### 5.2.4 Signalisierungsprotokoll

Der zeitliche Ablauf innerhalb des Vermittlungsknotens für einen erfolgreichen Verbindungsaufbau ist aus Bild 5.6 ersichtlich. Die Verbindung wurde von Teilnehmer A initiiert. Im unteren Teil dieses Bildes ist der von Teilnehmer B ausgelöste Verbindungsabbau dargestellt.

Der Verbindungsaufbau wird durch die Zeitgeber T1 und T2 überwacht. Die Dauer bis zum Eintreffen des Signals CS\_CALL\_ALERT wird durch den Zeitgeber T1 überwacht. Wird die Dauer von T1 überschritten, weil z.B. das gerufene Endgerät nicht angeschlossen ist, so wird der Verbindungsaufbau abgebrochen. Der Zeitgeber T2 begrenzt die Rufdauer auf einen Maximalwert. Nach Überschreiten der maximalen Dauer wird die Verbindung ausgelöst.

Nach Empfang des Signals CS\_MEST\_CMD reserviert der Prozeß CS\_SE die für die Verbindung benötigten Zeitschlitz. Die Durchschaltung des Kanals (Kennzeichnung der Zeitschlitz auf dem CS/PS-Vermittlungsbus) erfolgt aber erst nachdem dem Prozeß CS\_SE das Signal CS\_MALLOC\_RSP von den Prozessen CS\_A\_AE und CS\_B\_AE erhalten hat. Dies hat den Vorteil, daß die für eine Verbindung benötigte Bandbreite während des Verbindungsaufbaus noch vom PS-Verkehr benutzt werden kann.

Ausgehend von den zeitlichen Abläufen, wie z.B. in Bild 5.6 für den Verbindungsauf- und -abbau dargestellt, werden alle Prozesse spezifiziert. Zur Darstellung wird die graphische

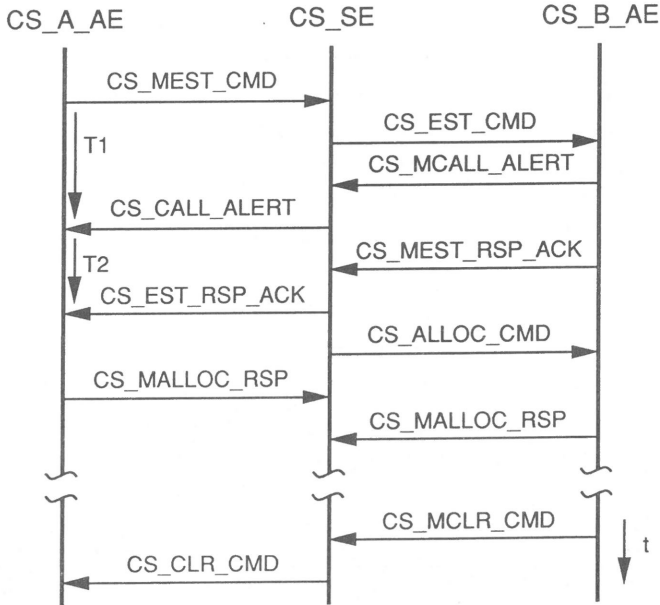


Bild 5.6: Zeitdiagramm für Verbindungsauf- und -abbau

Repräsentation von SDL (SDL/GR) verwendet. Ein Prozeß wird in SDL als kommunizierender endlicher Automat dargestellt, der Eingangssignale empfängt und Signale zur Kommunikation mit anderen Prozessen erzeugt. Der Prozeß besteht aus Zuständen und Aktionen. Ein Zustand kann durch den Empfang eines Signales verlassen werden. Wird in einem Zustand ein Signal empfangen, das keinen Übergang ermöglicht, so erfolgt keine Reaktion und das Signal wird verworfen.

Als Beispiel für die Spezifikation in SDL/GR ist der Übergang vom Zustand *Ruhe* in alle möglichen Folgezustände des Prozesses CS\_SE in Bild 5.7 dargestellt.

### 5.2.5 Implementierung

Zur Vermittlung von CS-Daten werden in der Buszugangseinheit der Anschlußeinheit die Module *Zeitschlitzsteuerung*, *CS-Steuerung* und *CS-Datenspeicher* benötigt (siehe Bild 5.4).

Die *Zeitschlitzsteuerung* erkennt den Rahmenanfang und leitet aus dem Systemtakt den Zeitschlitztakt ab. Diese Steuerung überwacht auch die *CP-Leitung* des PS-Steuerbusses. Aus dem Signalzustand dieser Leitung erkennt jede Anschlußeinheit, ob der Zeitschlitz für

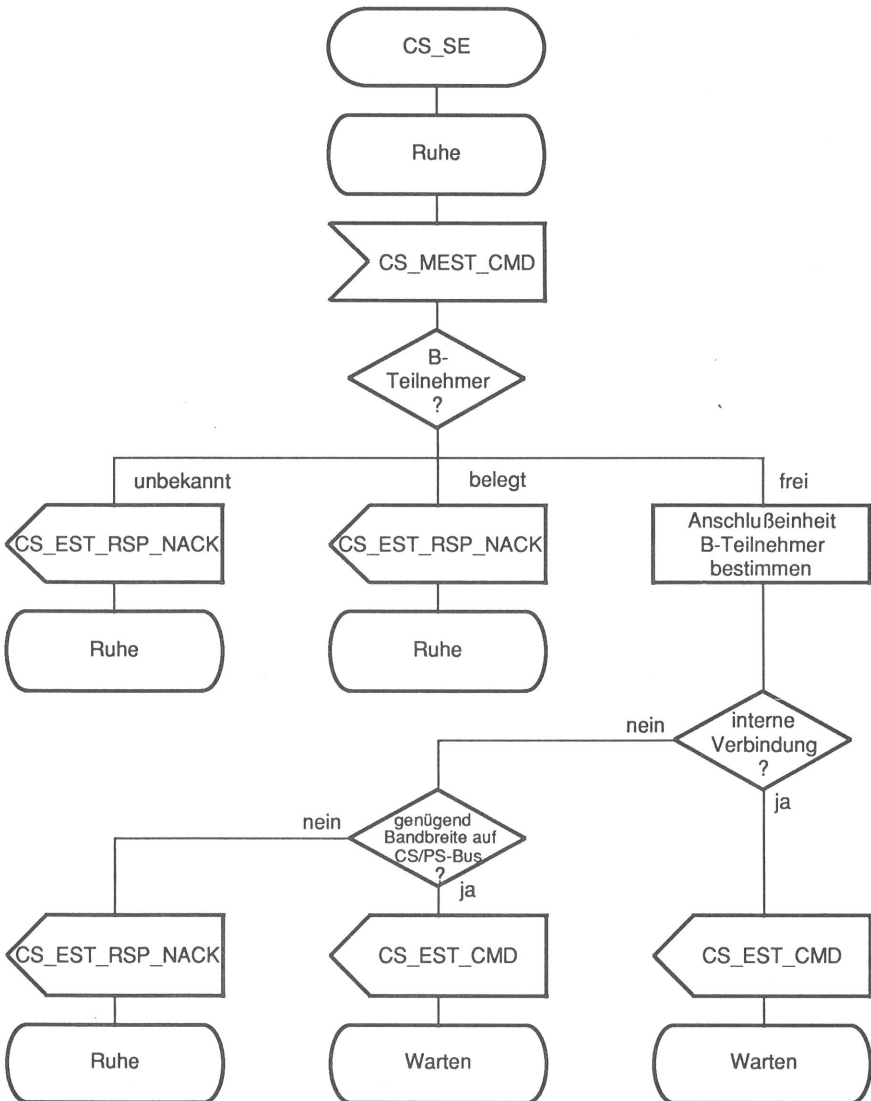


Bild 5.7: Ausschnitt aus der Spezifikation des Prozesses CS\_SE

CS-Verkehr reserviert ist oder dem PS-Kanal zugeordnet wird.

Die CS-Steuerung enthält einen Zeitschlitzzähler, mit welchem die CS-Zeitschlitzzuordnungstabelle adressiert wird. Der Inhalt dieser Tabelle gibt an, welcher Puffer des CS-Datenspeichers in welchem Zeitschlitz Daten auf den CS/PS-Vermittlungsbuss schreibt bzw. von dort liest. Diese Aktionen werden nur dann durchgeführt, falls der Zeitschlitz auch dem CS-Verkehr zugeordnet ist. Bei jedem Verbindungsauf- und -abbau wird der Tabelleninhalt aktualisiert.

Der CS-Datenspeicher besteht aus 4 Puffern, welche die ankommenden Daten der ISDN-Endgeräte speichern und 4 Puffern, welche die Daten vom CS/PS-Vermittlungsbuss empfangen und an die ISDN-Endgeräte weitergeben.

## 5.3 Realisierung der Paketvermittlung

In diesem Teil werden Implementierungsaspekte der Paketvermittlung diskutiert. Die Betrachtungen beschränken sich dabei auf die Realisierung der Schicht 3 der Protokollarchitektur.

### 5.3.1 Paketformate

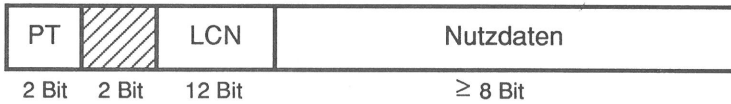
In der Schicht 3 existiert das Verbindungsprotokoll mit den Pakettypen *Datenpaket* und *Steuerpaket*, sowie das Datagrammprotokoll, das nur den Pakettyp *Datagramm* benötigt. Da die Protokolle speziell für diesen Knoten entworfen wurden, sind auch die Paketformate speziell an die Anforderungen dieses Systems angepaßt worden. In Bild 5.8 sind die Paketformate für die 3 Pakettypen dargestellt.

Jedes Paket besteht am Anfang aus einem 4 Bit langen Feld, von dem die ersten beiden Bit zur Definition des Pakettyps verwendet werden. Die beiden anderen Bit sind nicht definiert und können eventuell für zukünftige Erweiterungen benutzt werden.

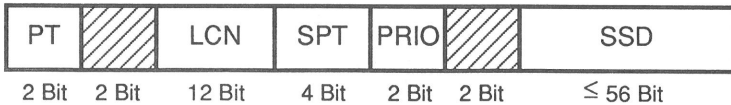
Im Datenpaket folgt danach die 12 Bit lange logische Kanalnummer, die auf jedem Verbindungsabschnitt ein Datenpaket eindeutig einer virtuellen Verbindung zuordnet. Den Hauptteil des Datenpaketes bildet das Datenfeld, in dem die Nutzdaten enthalten sind (variable Länge).

Steuerpakete werden für den Auf- und Abbau von virtuellen Verbindungen benötigt (siehe Kapitel 3.3.4). Sie besitzen ebenfalls ein Feld für die logische Kanalnummer, damit sie eindeutig einer Verbindung zugeordnet werden können. Im SPT-Feld (4 Bit) wird der Typ des Steuerpaketes (z.B. Verbindungsaufbaupaket) definiert. Beim Aufbau einer Verbindung

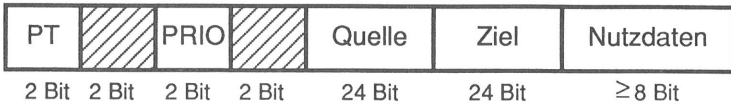
### Datenpaket



### Steuerpaket



### Datagramm



- PT      Pakettyp
- LCN    Logische Kanalnummer
- PRIO   Priorität
- SPT    Steuerpakettyp
- SSD    Steuerpaketspezifische Daten
- Quelle   Adresse des rufenden Endgerätes
- Ziel    Adresse des gerufenen Endgerätes
- nicht verwendet

Bild 5.8: Definition der Paketformate

wird im 2 Bit langen PRIO-Feld die Priorität der Verbindung festgelegt. Diese Priorität gilt für alle nachfolgenden Datenpakete der entsprechenden virtuellen Verbindung. Das SSD-Feld ist optional und enthält steuerpaketspezifische Daten (z.B. bei den Steuerpaketen für den Verbindungsaufbau die Adressen des rufenden und gerufenen Endgerätes).

Ein Datagramm enthält ebenfalls das PRIO-Feld, um auch bei der verbindungslosen Kommunikation eine Prioritätssteuerung zu ermöglichen. Jedes Datagramm beinhaltet die vollständige Adresse des rufenden und gerufenen Endgerätes. Der Datenbereich ist in

der Länge variabel.

### 5.3.2 Knoteninterne Nachrichten

Das Format eines Datenpaketes bleibt innerhalb des CS/PS-Vermittlungsknotens erhalten. Es wird nur die logische Kanalnummer ausgetauscht. Steuerpakete und Datagramme werden von und zu der zentralen Steuereinheit in knoteninternen Nachrichten übertragen. Diese Nachrichten werden auch zum Transfer von CS-Signalisierungsnachrichten verwendet. Bild 5.9 zeigt die Formate der knoteninternen Nachrichten.

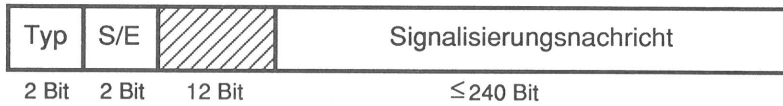
Die ersten zwei Bit jeder knoteninternen Nachricht legen den Typ fest. Für den Transfer von CS-Signalisierungsnachrichten, Steuerpaketen und Datagrammen wird jeweils ein eigener Typ von knoteninternen Nachrichten verwendet.

Aus Implementierungsgründen sind die internen Nachrichten in ihrer Länge auf maximal 256 Bit beschränkt. Steuerpakete und die meisten CS-Signalisierungsnachrichten können in einer internen Nachricht übertragen werden. Bei Datagrammen und bei den CS-Signalisierungsmeldungen CS\_EST\_RSP\_ACK und CS\_ALLOC\_CMD (bei Mehrkanalverbindungen mit einer großen Anzahl von benötigten Zeitschlitzten auf dem CS/PS-Vermittlungsbuss) kann es vorkommen, daß eine Nachricht segmentiert und in mehreren knoteninternen Nachrichten übertragen werden muß. Dazu wird die erste interne Nachricht durch das Startbit (S) und die letzte interne Nachricht durch das Endebit (E) gekennzeichnet. Ein eindeutiges Zusammensetzen der Nachricht aus den einzelnen knoteninternen Nachrichten ist relativ einfach möglich, da innerhalb des Knotens keine Verluste auftreten und die Reihenfolge der Nachrichten durch das FIFO-Prinzip in den Puffern gewährleistet wird. Eine Anschlußeinheit setzt nach dem Empfang der Erstnachricht solange die Inhalte der folgenden knoteninternen Nachrichten zusammen, bis das Endebit in einer internen Nachricht gesetzt ist. Die Steuereinheit muß beim Zusammensetzen von langen knoteninternen Nachrichten (Datagrammen) auch noch die Adresse der sendenden Anschlußeinheit (AE-Feld) auswerten.

Knoteninterne Nachrichten, die Steuerpakete enthalten, haben als Parameter die Adresse der sendenden Anschlußeinheit (AE), sowie die logische Kanalnummer (LCN) auf deren Verbindungsabschnitt. Diese Parameter werden speziell beim Verbindungsaufbau benötigt. Bild 5.10 zeigt das Szenario für den Verbindungsaufbau einer virtuellen Verbindung unter Berücksichtigung der knoteninternen Nachrichten. Die prinzipiellen Abläufe wurden bereits in Kapitel 3.3.4 beschrieben.

Ein eintreffender Ruf CR mit der logischen Kanalnummer LCN\_A an der Anschlußeinheit A wird in einer knoteninternen Nachricht an die zentrale Steuereinheit geschickt. Diese Nachricht enthält die Adresse der Anschlußeinheit A (AE\_A) und zusätzlich die logische

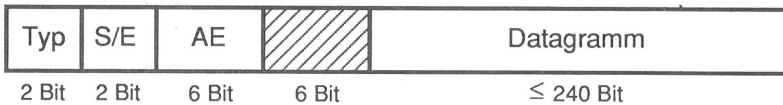
### CS-Signalisierungsnachricht



### Steuerpaket



### Datagramm



Typ Typ des knoteninternen Paketes

S/E Startbit, Endebit

AE Adresse der Anschlußeinheit

LCN Logische Kanalnummer

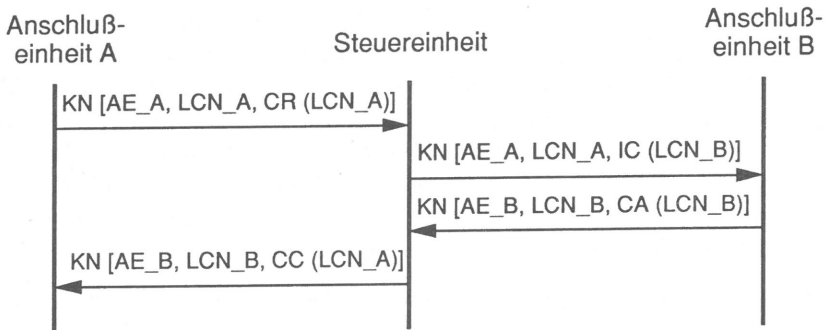
 nicht verwendet

Bild 5.9: Definition der knoteninternen Nachrichtenformate

Kanalnummer LCN\_A. Die Steuereinheit führt daraufhin die Wegesuche durch und ersetzt im Steuerpaket die logische Kanalnummer LCN\_A durch die neue logische Kanalnummer LCN\_B. Sie gibt die Verbindungsaufbauanforderung IC an die Anschlußeinheit B in einer knoteninternen Nachricht weiter, die als Parameter AE\_A und LCN\_A enthält.

Wird der neue Ruf akzeptiert, so schickt Anschlußeinheit B die Rufquittierung CA an die Steuereinheit. Die interne Nachricht, welche das CA-Paket enthält, hat die Parameter AE\_B und LCN\_B. Die Steuereinheit aktualisiert daraufhin ihre Verbindungstabelle und gibt an die Anschlußeinheit A die Quittung CC weiter. Hierzu verwendet sie eine knoteninterne Nachricht, welche die Parameter AE\_B und LCN\_B enthält.





- |       |   |
|-------|---|
| KN    | Knoteninterne Nachricht   |
| AE_x  | Adresse der Anschlußeinheit x   |
| LCN_x | logische Kanalnummer auf dem Verbindungsabschnitt der Anschlußeinheit x |
| CR    | Call Request  |
| IC    | Incoming Call   |
| CA    | Call Accepted   |
| CC    | Call Confirmation   |

Bild 5.10: Knoteninternes Kommunikationsszenario für den Aufbau einer virtuellen Verbindung

Mit der Verbindungsaufbauanforderung IC, bzw. der Quittung CC wird der Anschlußeinheit B, bzw. A die für die Vermittlung der nachfolgenden Datenpakete notwendige Information übermittelt. Diese Information besteht aus der Adresse der Anschlußeinheit, zu der ein Datenpaket geschickt werden muß, sowie der für den nächsten Verbindungsabschnitt gültigen logischen Kanalnummer.

### 5.3.3 Buszugriffsprotokoll

Alle Anschlußeinheiten sowie die zentrale Steuereinheit haben Zugriff auf den PS-Kanal. Um Konflikte beim Zugriff auf die PS-Zeitschlitzte zu vermeiden, ist ein Zugriffsprotokoll notwendig. Das hier vorgestellte Buszugriffsprotokoll wurde speziell für diesen Vermittlungsknoten entworfen.

Jede Anschlußeinheit hat die Möglichkeit mit hoher oder niederer Priorität auf den PS-Kanal zuzugreifen. Die hohe Priorität wird zur Übertragung von knoteninternen Nachrichten und Datenpaketen, die zu einer Verbindung mit hoher Priorität gehören, verwendet. Die restlichen Datenpakete werden mit niederer Priorität übertragen. Die Prioritäten wirken nichtunterbrechend, d.h. der Transfer einer Nachricht mit niederer Priorität kann nicht unterbrochen werden. Innerhalb einer Prioritätsklasse soll die Zuteilung der Zugriffsberechtigung auf den PS-Kanal zyklisch erfolgen. Der Steuereinheit wurde für Zugriffe auf den PS-Kanal die höchste Priorität zugeteilt. Sie kann nach jedem abgeschlossenen Nachrichtentransfer auf den Paketkanal zugreifen.

Das Buszugriffsprotokoll verwendet zur Kommunikation zwischen den Anschlußeinheiten den PS-Steuerbus. Innerhalb einer Anschlußeinheit werden die Module *Zeitschlitzerkennung*, *Sendesteuerung* und *Sendepuffer* benötigt (Bild 5.11).

Für das Buszugriffsprotokoll werden die Leitungen *CP*, *PÜ* und *PSAH*, *PSEH* für die hohe Priorität, bzw. *PSAN*, *PSEN* für die niedere Priorität benutzt.

Die CP-Leitung dient zur Kennzeichnung der Zeitschlitzze (CS-Verbindung oder PS-Kanal). Ein aktives Signal auf der PÜ-Leitung zeigt die Übertragung eines Datenpaketes oder einer internen Nachricht auf dem Datenbus an. Die PSAH-Leitung dient zur Anforderung der Sendeberechtigung mit hoher Priorität. Sie kann von allen Anschlußeinheiten gleichzeitig benutzt werden (*wired-or* Prinzip). Die PSEH-Leitung benutzt das Daisy-Chain Prinzip. Ein aktives Ausgangssignal auf dieser Leitung an Anschlußeinheit *i* zeigt allen nachfolgenden Einheiten an, daß in oder vor Einheit *i* mindestens eine Nachricht mit hoher Priorität auf dem Datenbus übertragen werden soll. Die Leitungen PSAN und PSEN haben dieselben Funktionen für den Zugriff mit niederer Priorität.

Das Modul Zeitschlitzerkennung wertet das Signal der CP-Leitung aus und gibt bei jedem Zeitschlitz, der dem PS-Kanal zugeteilt ist, das FZ-Signal (freier Zeitschlitz) an das Modul Sendesteuerung. Das Modul Sendepuffer übergibt der Sendesteuerung die Signale PAH bzw. PAN, die Ankünfte eines Paketes hoher bzw. niederer Priorität anzeigen. Mit den Signalen PEH und PEN wird das Ende eines Paketes gekennzeichnet.

In Bild 5.12 sind die Zustände und die möglichen Übergänge des Buszugriffsprotokolls dargestellt. Dabei wird zwischen Zugriffen mit hoher und niederer Priorität unterschieden. Übergänge von einem Zustand in einen anderen Zustand können nur zu diskreten Zeitpunkten stattfinden (Zeitschlitztakt) und gleichzeitig von mehreren Bedingungen abhängen.

Beide Diagramme sind nahezu identisch, so daß nur das Übergangdiagramm für Zugriffe mit niederer Priorität erläutert wird. Bei der nachfolgenden Beschreibung wird die Anschlußeinheit *i* betrachtet.

Der Zustand 0 ist der Ausgangszustand. Wird eine Paketankunft in Einheit *i* erkannt, so er-

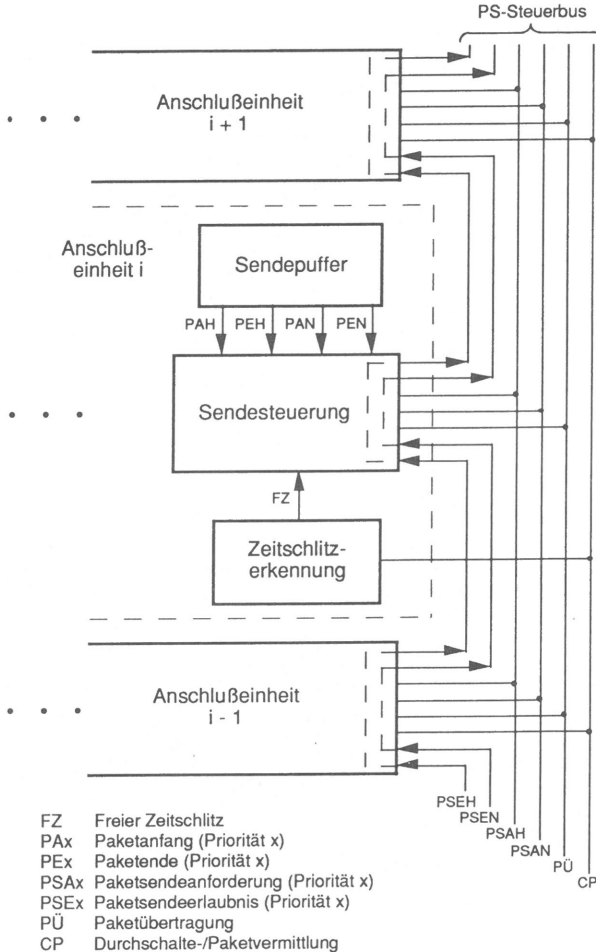
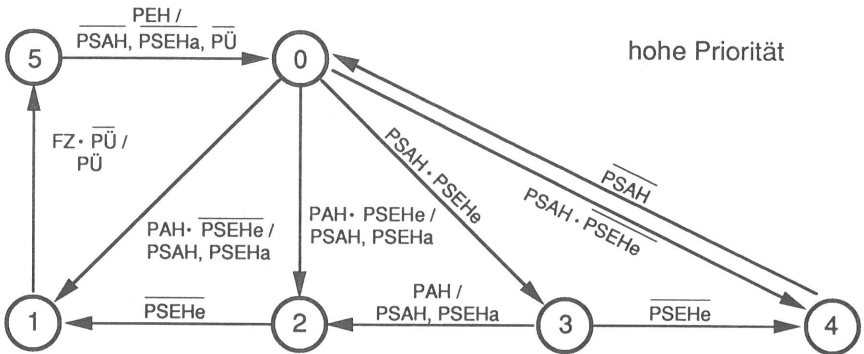
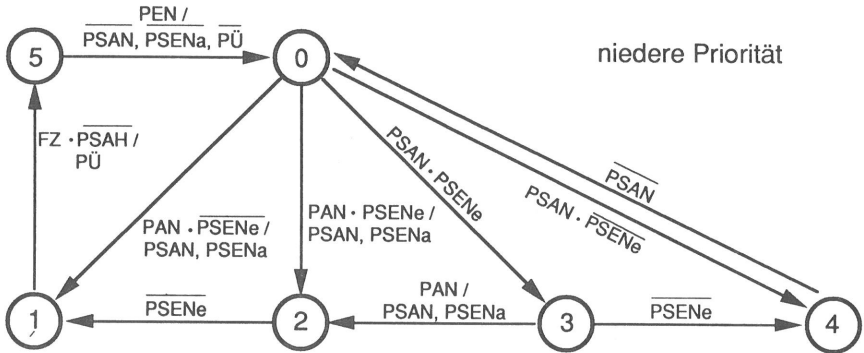


Bild 5.11: Implementierung des Buszugriffsprotokolls

folgt ein Übergang am nächsten Taktzeitpunkt. Wollen an diesem Zeitpunkt Einheiten, die vor Einheit  $i$  liegen, auch Nachrichten mit dieser Priorität übertragen, so wird in Zustand 2 übergegangen. Im anderen Fall ist Einheit  $i$  die erste Einheit, die ihre Nachricht senden darf (Übergang nach Zustand 1). Von Zustand 2 wird nach Zustand 1 übergegangen, falls alle sendewilligen Einheiten, die vor Einheit  $i$  an der Daisy-Chain Leitung angeschlossen sind, ihre Nachrichten übertragen haben. Sobald ein freier Zeitschlitz erkannt wird und keine Nachrichten höherer Priorität übertragen werden sollen, wird von Zustand 1 in den



e/a Eingangssignal(e)/ Ausgangssignal(e)  
 $\overline{y}$  Inaktives Signal

- FZ Freier Zeitschlitz
- PAx Paketanfang Priorität x
- PEx Paketende Priorität x
- PSAx Paketsende-anforderung Priorität x
- PSExa Paketsende-erlaubnis Priorität x, Ausgang
- PSExe Paketsende-erlaubnis Priorität x, Eingang
- PÜ Paketübertragung

Bild 5.12: Zustandsübergangsdiagramm des Buszugriffsprotokolls

Sendezustand 5 übergegangen. Am Ende der Übertragung erfolgt die Rückkehr in den Ruhezustand.

Der Ruhezustand wird auch dann verlassen, wenn andere Anschlußeinheiten Nachrichten auf der niederen Priorität übertragen wollen. Sind sendewillige Einheiten vor Einheit  $i$ , so erfolgt der Übergang nach Zustand 3, im anderen Fall nach Zustand 2. Wird in Zustand 3 eine Paketankunft erkannt, so wird nach Zustand 2 gegangen. Zustand 3 wird auch verlassen, nachdem alle Einheiten, die vor Einheit  $i$  angeschlossen sind, ihre Nachrichten übertragen haben (Übergang nach Zustand 4). Nach der Übertragung der Nachricht der letzten sendewilligen Einheit erfolgt der Übergang von Zustand 4 in den Ruhezustand.

Das Übergangsdiagramm für die Buszugriffe mit hoher Priorität unterscheidet sich nur beim Verlassen von Zustand 1. Von diesem Zustand aus erfolgt der Übergang in den Sendezustand, falls ein freier Zeitschlitz vorhanden ist und keine Nachrichtenübertragung niederer Priorität stattfindet.

Das Protokoll ermöglicht die zyklische Abfertigung der Sendeanforderungen in den Anschlußeinheiten, wobei zwischen zwei aufeinanderfolgenden Übertragungen kein Overhead entsteht. Findet auf dem Datenbus keine Übertragung statt (inaktives PÜ-Signal) und kommen bei mindestens 2 Anschlußeinheiten Nachrichten der gleichen Priorität an, so wird von der zyklischen Abfertigung abgewichen. In diesem Fall wirkt der Prioritätsmechanismus der Daisy-Chain-Leitung und somit erhält immer die am Beginn dieser Leitung liegende Einheit zuerst die Zugriffsberechtigung. Jedoch ist die Auftrittswahrscheinlichkeit für diesen Fall sehr gering.

### 5.3.4 Vermittlung

Beim Aufbau einer virtuellen Verbindung wird die Priorität der nachfolgenden Datenpakete festgelegt. Den an einer Verbindung beteiligten Anschlußeinheiten wird die Adresse der Partnereinheit, sowie die für den nächsten Verbindungsabschnitt geltende logische Kanalnummer mitgeteilt. Diese Parameter werden in die Umsetzungstabelle des Moduls *Sendesteuerung* der Buszugangseinheit eingetragen.

Ein ankommendes Datenpaket wird entsprechend seiner Priorität in den *Sendepuffer* mit hoher bzw. niederer Priorität eingetragen. Knoteninterne Nachrichten werden immer im Puffer mit der hohen Priorität gespeichert und im Puffer als interne Nachrichten gekennzeichnet. Nachdem ein Paket oder eine knoteninterne Nachricht vollständig im Puffer enthalten ist, wird dies der Sendesteuerung signalisiert, die dann die Buszugriffsberechtigung anfordert.

Besitzt die Anschlußeinheit nun die Zugriffsberechtigung, so wird die Nachricht in freien

Zeitschlitzten auf dem Datenbus übertragen. Die empfangende Anschlußeinheit wird über den Adressbus aktiviert. Bei der Übertragung eines Datenpaketes wird die logische Kanalnummer ersetzt. Mit der logischen Kanalnummer des zu übertragenden Datenpaketes wird die Umsetzungstabelle adressiert. Der Tabelleninhalt gibt die neue logische Kanalnummer und die Adresse der empfangenden Anschlußeinheit an. Knoteninterne Nachrichten werden immer an die zentrale Steuereinheit geschickt. Steht eine solche Nachricht zur Übertragung an, so wird automatisch die Steuereinheit adressiert (feste Verdrahtung).

Mit Beginn der Übertragung wird das PÜ-Signal aktiviert. Erst nachdem die Nachricht vollständig übertragen worden ist, geht dieses Signal in den passiven Zustand zurück. Während dieser Zeit liegt die Adresse der empfangenden Einheit auf dem Adressbus an. Die Datenübertragung erfolgt nur in Zeitschlitzten des PS-Kanals. Um der empfangenden Einheit anzuzeigen, daß sie Daten vom Bus lesen muß, aktiviert die sendende Einheit bei jedem Zugriff auf den Datenbus die *DG-Leitung* (Daten gültig) des PS-Steuerbusses. Die Übertragung von knoteninternen Nachrichten wird durch ein aktives Signal auf der *KN-Leitung* (ebenfalls eine Leitung des PS-Steuerbusses) gekennzeichnet.

Das Modul *Empfangssteuerung* überwacht ständig den Adressbus. Sie veranlaßt den *Empfangspuffer*, Daten vom Bus zu nehmen, falls die Anschlußeinheit über den Adressbus aktiviert wird und die DG-Leitung gültige Daten anzeigt. Das Ende einer Nachricht wird durch den Übergang des PÜ-Signals in den passiven Zustand erkannt. Beim Empfang von Nachrichten vom Datenbus wird zwischen Datenpaketen und knoteninternen Nachrichten unterschieden. Für beide Arten ist jeweils ein Puffer vorhanden.

Alle hier beschriebenen Funktionen zur Vermittlung sind als digitale Schaltwerke realisiert. Zeitaufwendige Programmaufrufe sind nur beim Ein- und Austrag einer virtuellen Verbindung in die Umsetzungstabelle der Sendesteuerung notwendig.

### 5.3.5 Überlastabwehr

#### Möglichkeiten zur Überlastabwehr

In der klassischen Paketvermittlungstechnik gibt es 2 Ebenen , auf denen Überlastabwehrmechanismen verwendet werden:

1. Ebene der virtuellen Verbindungen
2. Ebene der Datenpakete (engl. packet level load control)

Bei der schnellen Paketvermittlungstechnik werden zur Zeit nur Verfahren auf der Ebene der virtuellen Verbindungen untersucht. Zusätzlich soll während der gesamten Dauer einer virtuellen Verbindung das Verhalten der Verkehrsquelle überwacht werden. Überschrei-

tet die Quelle die beim Verbindungsaufbau vereinbarten Parameter (z.B. maximale Bandbreite), so greift das Netz regulierend ein und verwirft Pakete dieser Verbindung. Andere Mechanismen, wie z.B. Flußsteuerung, sind nicht vorgesehen.

### **Knoteninterner Überlastabwehrmechanismus**

Innerhalb des CS/PS-Vermittlungsknotens können die Empfangspuffer in den Anschlußeinheiten überlastet werden, falls kurzzeitig viele Pakete an eine Einheit geschickt werden. Um nun Verluste zu vermeiden, wird ein knoteninterner Überlastabwehrmechanismus eingesetzt.

Wird beim Eintrag eines Paketes in den *Empfangspuffer* ein Schwellwert überschritten, so erkennt dies die *Überlaststeuerung*. Daraufhin aktiviert sie das Überlastsignal auf dem PS-Steuerbus (hierfür wird die *ÜL-Leitung* benutzt). Der Schwellwert wurde so dimensioniert, daß ein Paket maximaler Länge noch empfangen werden kann. Anhand des aktiven Signals auf der *ÜL-Leitung* und der Information auf dem Adressbus erkennt jede Einheit, welche Einheit überlastet ist, und speichert diese Information in einer Tabelle im Modul *Überlaststeuerung*.

Das Ende der Überlast wird von der Prozessoreinheit ermittelt. Diese Information wird im ersten Zeitschlitz des nächsten Rahmens den anderen Einheiten mitgeteilt.

Ein Paket, das im Sendepuffer mit hoher Priorität zur Busübertragung ansteht und an eine blockierte Einheit geschickt werden soll, bleibt solange im Puffer gespeichert, bis es übertragen werden kann. Nachfolgende Pakete, die an empfangsbereite Einheiten geschickt werden sollen, können somit nicht übertragen werden.

Der größte Teil der Pakete wird jedoch mit niedriger Priorität vermittelt. Ein Paket mit niedriger Priorität, das nicht übermittelt werden kann, wird von der Prozessoreinheit aus dem Sendepuffer ausgetragen und zwischengespeichert. Der Datenfluß wird somit nur geringfügig behindert. Ist nun die Zieleinheit wieder empfangsbereit, so müssen zuerst die Pakete, die in der Prozessoreinheit gespeichert sind, übermittelt werden. Damit kann die Paketreihenfolge gewährleistet werden. Diese Pakete werden daher mit hoher Priorität übertragen. Nachdem all diese Pakete übertragen worden sind, können Pakete mit niedriger Priorität wieder vermittelt werden.

# Kapitel 6

## Zusammenfassung und Ausblick

### 6.1 Zusammenfassung

In dieser Arbeit wurde ein Netzkonzept für den innerbetrieblichen Bereich vorgestellt, in dem Durchschalte- und Paketvermittlung integriert werden. Es umfaßt CS/PS-Vermittlungsknoten, CS/PS-Ringsysteme und CS/PS-Links. Das Ringsystem wurde bereits in [37] beschrieben. Der Entwurf der Architektur, die Leistungsuntersuchung und die Laborimplementierung des Vermittlungsknotens waren Teile dieser Arbeit.

Für diesen Vermittlungsknoten wurden verschiedene Möglichkeiten der CS/PS-Integration und unterschiedliche Architekturkonzepte systematisch diskutiert. Als die beste Möglichkeit zur Realisierung eines CS/PS-Vermittlungsknotens hat sich ein Bussystem mit bitparalleler Datenübertragung herausgestellt, das zur CS/PS-Integration das Verfahren der Zeitschlitzverkettung verwendet. Die Vorteile dieses Knotens sind die flexible Anpassung der Gesamtbandbreite an die Bedürfnisse des CS- und PS-Verkehrs, die Möglichkeit der Integration von Diensten mit unterschiedlichen Bandbreitenanforderungen in einem System, der hohe Paketdurchsatz und die geringen Durchlaufzeiten. Durch die modulare Architektur können Vermittlungsknoten unterschiedlicher Größe und für verschiedene Anwendungsfälle aus wenigen Grundelementen aufgebaut werden.

Da in diesem Knoten die Mehrkanal-Durchschaltevermittlung verwendet wird, ist die Integration von breitbandigen Diensten möglich. Für die Paketvermittlung wurden neue, einfache Protokolle verwendet, welche die Implementierung eines PS-Knotens mit hohem Durchsatz und geringen Durchlaufzeiten ermöglichen (*schnelle Paketvermittlungstechnik*).

Zur Leistungsbeurteilung wurden CS- und PS-Verkehr unabhängig voneinander modelliert und untersucht. Für den CS-Verkehr wurden unterschiedliche Bandbreitenzuteilungsstrategien bei Mehrkanal-Durchschaltevermittlung betrachtet. Die Bestimmung der Verlustwahr-



scheinlichkeiten und der Verkehrswerte für die Verkehre der einzelnen Bandbreitenklassen erfolgte mittels analytischer Berechnungen. Dabei hat sich gezeigt, daß die bekannte Methode der *Summenlimitierung* und das neue Verfahren der *dynamischen Reservierung* einen sehr guten Schutz für breitbandige Verkehre ermöglichen.

Zur Untersuchung des PS-Verkehrs wurde ein Simulationsprogramm entwickelt, welches die Bestimmung mehrerer Leistungsgrößen (z.B. Verlustwahrscheinlichkeit von Paketen) bei unterschiedlichen Randbedingungen ermöglicht. Die mittlere Transferzeit konnte mit bekannten Verfahren näherungsweise berechnet werden. Für die Bestimmung der mittleren Wartezeit eines Paketes wurde ein neues analytisches Berechnungsverfahren entwickelt. Die durch die verkehrstheoretischen Untersuchungen gewonnenen Erkenntnisse beweisen die Leistungsfähigkeit des Vermittlungsknotens und bestätigen die Richtigkeit des Systemkonzeptes.

Die gestellten Systemanforderungen mußten für die Knotenrealisierung in implementierungsreife Spezifikationen umgesetzt werden. Dazu wurden Schaltungsentwürfe durchgeführt und für den Auf- und Abbau von CS-Verbindungen ein knoteninternes Signalisierungsprotokoll entwickelt. Zur Spezifikation des Protokolls wurde die Sprache SDL eingesetzt.

Die Funktionen der Anschlußeinheit bzw. der Steuereinheit wurden in mehrere Programm- und Schaltungsmodulen aufgeteilt. Diese Module wurden in einer Laborimplementierung mit erträglichem Aufwand realisiert. Für die Implementierung der Schaltungsmodulen konnten nur Standardbauelemente eingesetzt werden, jedoch haben die Entwürfe auch Gültigkeit beim Einsatz schnellerer Halbleitertechnologien.

Zusammenfassend läßt sich feststellen, daß mit heutiger Technologie sehr wohl ein breites Spektrum unterschiedlicher Dienste in einem Netz integrierbar sind. Dabei wurden das erprobte Verfahren der Durchschaltevermittlung beibehalten und das Prinzip der Paketvermittlung zu einem leistungsfähigen Verfahren weiterentwickelt. Beide Verfahren wurden in einem integrierten Konzept realisiert.

## 6.2 Ausblick

Seit Beginn dieser Arbeit sind einige Entwicklungstendenzen sichtbar geworden. Für den innerbetrieblichen Bereich entstehen HSLANs (> 100 Mbit/s), in denen CS- und PS-Verkehr integriert werden (DQDB, FDDI-II). Sie sollen zur Vernetzung von normalen LANs (z.B. CS/PS-Ringsystem) und Nebenstellenanlagen (z.B. der hier vorgestellte CS/PS-Vermittlungsknoten) verwendet werden.

In der Vermittlungstechnik für den öffentlichen Bereich wird, nachdem das ISDN eingeführt

worden ist, an der Entwicklung des B-ISDNs gearbeitet. Im B-ISDN werden alle Dienste in einem Netz integriert. Als einheitliches Vermittlungsverfahren wird sich mit größter Wahrscheinlichkeit das ATM-Prinzip durchsetzen, bei dem alle Informationen in paketierter Form übermittelt werden.

Jedoch wird es noch einige Zeit dauern, und viele Probleme müssen noch gelöst werden, bis diese Systeme flächendeckend und wirtschaftlich eingesetzt werden können.

## Literaturverzeichnis

- [1] H. AHMADI, W.E. DENZEL, C.A. MURPHY, E. PORT: A High-Performance Switch Fabric for Integrated Circuit and Packet Switching. *Proceedings of the INFOCOM*, New Orleans, 1988, paper 1A.2.
- [2] S.R. AMSTUTZ: Burst Switching — An Introduction. *IEEE Communications Magazine* 21, November 1983, S. 36-42.
- [3] S.B. ANDREWS, G.W.R. LUDERER, E.J. MESSERLI: Faster Packets For Tommorrow's Telecommunications. *AT&T Technology*, Nr. 4, 1988, S. 24-33.
- [4] ANSI: FDDI Token Ring Media Access Control. *ANSI Std. X3T9*, 1988.
- [5] ANSI: FDDI-II Working Paper, Draft Proposal. *ANSI Std. X3T9.5*, 1988.
- [6] K.A. BAHR, H.O. STRECKER: Interfacing X.25 to ISDN — A PABX Approach. *Proceedings of the 1st International Conference on Data Communications in the ISDN Era*, Tel Aviv, 1985, S. 143-155.
- [7] J.-P. BEHR, B. FINK, U. KILLAT, J. MÜLLER, D. RIEKMANN, W. KAMMERER, V. SPIRO: System Concept of a PABX Integrating Voice and Data. *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC)*, Amsterdam, 1984, paper 5.5.
- [8] P. BOCKER: *ISDN Das diensteintegrierende digitale Nachrichtennetz*. Springer Verlag, Berlin, 1987.
- [9] D. BOETTLE, M. KLEIN: High Speed (140 Mbit/s) Switching Techniques for Broadband Communications. *Proceedings of the International Zurich Seminar on Digital Communications*, Zürich, 1986, paper C4.
- [10] H. BRUNEEL: On the Behavior of Buffers with Random Server Interruptions. *Performance Evaluation* 3, 1983, S. 165-175.
- [11] Z.L. BUDRIKIS, A.N. NETRAVALI: A Packet/Circuit Switch. *AT&T Bell Laboratories Technical Journal* 63, Oktober 1984, S. 1499-1520.
- [12] Z.L. BUDRIKIS, J.L. HULLETT, R.M. NEWMAN, D. ECONOMOU, F.M. FOZDAR, R.D. JEFFEREY: QPSX: A Queue Packet and Synchronous Circuit Exchange. *Pro-*

*ceedings of the 8th International Conference on Computer Communications (ICCC)*, München, 1986, paper B3-3.

- [13] K. BULLINGTON, J.M. FRASER: Engineering Aspects of TASI. *Bell System Technical Journal* 38, März 1959, S. 353-364.
- [14] CCITT: Draft Recommendation I.121: "On the Broadband Aspects of ISDN". *COM XVIII-R55(C)*, Seoul, Februar 1988.
- [15] CCITT: Recommendation I.231: "Circuit-Mode Bearer Service Categories". *Blue Book, Vol. III.7*, Genf, 1989.
- [16] CCITT: Recommendations I.4xx: "ISDN User-Network Interfaces". *Blue Book, Vol. III.8*, Genf, 1989.
- [17] 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". *Red Book, Vol. VIII.3*, Genf, 1984.
- [18] CCITT: Recommendation X.200: "Reference Model of Open Systems Interconnection for CCITT Applications". *Red Book, Vol. VIII.5*, Genf, 1985.
- [19] CCITT: Recommendation Z.100 - Z.104: "Functional Specification and Description Language (SDL)". *Red Book, Vol. VI*, Genf, 1985.
- [20] A. COBHAM: Priority Assignment in Waiting Line Problems. *Journal of the Operations Research Society of America* 2, 1954, S. 70-76.
- [21] J. CONRADT, A. BUCHHEISTER: Considerations on Loss Probability of Multi-Slot Connections. *Proceedings of the 11th International Teletraffic Congress (ITC)*, Kyoto, 1985, paper 4.4B-2.
- [22] L.A. DIAS: Packetised Voice on a Single DATAKIT Packet Switch Node. *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC)*, Amsterdam 1984, S. 861-866.
- [23] DIN 66 222: Bitorientiertes Steuerungsverfahren zur Datenübertragung. 1983.
- [24] J. EBERSPÄCHER: Optisches Netz für Sprache und Daten. *Tagungsband Telematica*, Stuttgart, 1984, Band 3 S. 224-233.
- [25] O. ENOMOTO, H.MIYAMOTO: An Analysis of Multiple Band-Width Traffic on Time Division Switching Networks. *Proceedings of the 7th International Teletraffic Congress (ITC)*, Stockholm, 1973, S. 635.1-635.8.
- [26] M.J. FISCHER, T.C. HARRIS: A Model for Evaluating the Performance of an Integrated Circuit and Packet-Switched Multiplex Structure. *IEEE Transactions on Communications* 24, Februar 1976, S. 195-202.

- [27] W. FISCHER: *Modellierung und Analyse des Netzzugangssystems für das dienstintegrierende Digitalnetz ISDN*. 45. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1989.
- [28] A.G. FRASER: DATAKIT — A Modular Network for Synchronous and Asynchronous Traffic. *Proceedings of the International Conference on Communications*, Boston, 1979, paper 20.1.
- [29] J.M. FRASER, D.B. BULLOCK, N.G. LONG: Over-All Characteristics of a TASI System. *Bell System Technical Journal* 41, Juli 1962, S. 1439-1454.
- [30] E. FLETCHER HASELTON: A PCM Frame Switching Concept Leading to Burst Switching Network Architecture. *IEEE Communications Magazine* 21, September 1983, S. 13-19.
- [31] C. FRUCHARD, J. DEJEAN: A Hybrid Switched Open Network for Voice and Data Services. *Proceedings of the 11th International Switching Symposium (ISS)*, Florence, 1984, paper 42B-2.
- [32] S.W. FUHRMANN, R.B. COOPER: Stochastic Decompositions in the M/G/1 with Generalized Vacations. *Operations Research* 33, 1985, S. 1117-1129.
- [33] L.A. GIMPELSON: Analysis of Mixtures of Wide- and Narrow-Band Traffic. *IEEE Transactions on Communications* 13, September 1965, S. 258-266.
- [34] I. GITMAN, W. HSIEH, B.J. OCCHIOGROSSO: Analysis and Design of Hybrid Switching Networks. *IEEE Transactions on Communications* 29, September 1981, S. 1290-1300.
- [35] E.-H. GÖLDNER, P.J. KÜHN: Integration of Voice and Data in the Local Area. *Proceedings of the 1st International Conference on Data Communications in the ISDN Era*, Tel Aviv, 1985, S. 103-117.
- [36] E.-H. GÖLDNER: An Integrated Circuit/Packet Switching Local Area Network — Performance Analysis and Comparison of Strategies. *Proceedings of the 11th International Teletraffic Congress (ITC)*, Kyoto, 1985, paper 4.1A-5.
- [37] E.-H. GÖLDNER: *Ein Ringsystem mit integrierter Durchschalte- und Paketvermittlung*. 44. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1988.
- [38] T.S. HEINES: Buffer Behavior in Computer Communication Systems. *IEEE Transactions on Computers* 28, August 1979, S. 573-576.
- [39] J. HSU: Buffer Behaviour with Poisson Arrival and Geometric Output Processes. *IEEE Transactions on Communications* 22, September 1974, S. 1940-1941.

- [40] J.F. HUBER, E. MAIR: Universelle Paketvermittlung durch flexible EWSP-Architektur. *Siemens telcom report 10* (1987), Heft 1, S. 12-18.
- [41] IEEE: Standards for Local Area Networks: Logical Link Control. *ANSI/IEEE Std 802.2*, 1985.
- [42] IEEE: Standards for Local Area Networks: Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications. *ANSI/IEEE Std 802.3*, 1985.
- [43] IEEE: Standards for Local Area Networks: Token-Passing Bus Access Method and Physical Layer Specifications. *ANSI/IEEE Std 802.4*, 1985.
- [44] IEEE: Standards for Local Area Networks: Token-Passing Ring Access Method and Physical Layer Specifications. *ANSI/IEEE Std 802.5*, 1985.
- [45] IEEE: Draft Proposed Standard Distributed Queue Dual Bus (DQDB) Metropolitan Area Network (MAN). *IEEE Std 802.6/D7*, 1989.
- [46] ISO 7498: Information Processing Systems - Open Systems Interconnection, Basic Reference Model. 1984
- [47] ITG-EMPFEHLUNGEN: ITG1.6/01 Empfehlung 1987, ISDN-Begriffe. *Nachrichtentechnische Zeitschrift* Bd. 40 (1987), Heft 11.
- [48] V.B. IVERSEN: The Exact Evaluation of Multi-Service Loss Systems with Access Control. *Teletechnik*, Englisch Edition, Nr. 2 1987, S. 56-61.
- [49] C.J. JENNY, K. KÜMMERLE: Distributed Processing Within an Integrated Circuit/Packet-Switching Node. *IEEE Transactions on Communications* 24, Oktober 1976, S. 1089-1100.
- [50] L. KATZSCHNER, R. SCHELLER: Probability of Loss of Data Traffics with Different Bit Rates Hunting one Common PCM Channel. *Proceedings of the 8th International Teletraffic Congress (ITC)*, Melbourne, 1976, S. 525.1-525.8.
- [51] J.S. KAUFMAN: Blocking in a Shared Resource Environment. *IEEE Transactions on Communications* 29, Oktober 1981, S. 1474-1481.
- [52] H.B. KEKRE, C.L. SAXENA: Finite Buffer Behavior with Poisson Arrivals and Random Server Interruptions. *IEEE Transactions on Communications* 26, April 1978, S. 470-474.
- [53] H.B. KEKRE, C.L. SAXENA, M. KHALID: Buffer Behavior for Mixed Arrivals and Single Server with Random Interruptions. *IEEE Transactions on Communications* 28, Januar 1980, S. 59-64.
- [54] J.H.M. KLEIJNEN: PHILAN: An Integrated Local Area Network for High Speed Applications. *Proceedings of the 4th European Fibre Optic Communications & Local Area Network Exposition (EFOC/LAN)*, Amsterdam, 1986, S. 83-87.

- [55] L. KLEINROCK: *Queueing Systems, Vol. 2: Computer Applications*. John Wiley & Sons Inc., New York, 1976.
- [56] A.G. KONHEIM, R.L. PICKHOLTZ: Analysis of Integrated Voice/Data Multiplexing. *IEEE Transactions on Communications* 32, Februar 1984, S. 140-147.
- [57] A.G. KONHEIM, M. REISER: The Moveable-Boundary Multiplexor - Stability and Decomposability. *Proceedings of the Teletraffic Analysis and Computer Performance Evaluation*, Amsterdam, S. 375-394.
- [58] B. KRAIMECHE, M. SCHWARTZ: Circuit Access Control Strategies in Integrated Digital Networks. *Proceedings of the INFOCOM*, San Francisco, 1984, S. 230-235.
- [59] W. KRÄMER, M. LANGENBACH-BELZ: Approximate Formulae for the Delay in the Queueing System GI/G/1. *Proceedings of the 8th International Teletraffic Congress (ITC)*, Melbourne, 1976, S. 235.1-235.8.
- [60] J.J. KULZER, W.A. MONTGOMERY: Statistical Switching Architectures for Future Services. *Proceedings of the 11th International Switching Symposium (ISS)*, Florence, 1984, paper 43A-1.
- [61] P.J. KUEHN: Approximate Analysis of General Queueing Networks by Decomposition. *IEEE Transactions on Communications* 27, Januar 1979, S. 113-126.
- [62] P.J. KÜHN: Vorlesung Wartezeitprobleme der Daten- und Nachrichtenverkehrstheorie. Universität Stuttgart.
- [63] K. KÜMMERLE: Multiplexor Performance for Integrated Line- and Packet-Switched Traffic. *Proceedings of the 2nd International Conference on Computer Communications (ICCC)*, Stockholm, 1974, S. 507-515.
- [64] M. LANGENBACH-BELZ: *Getaktete Wartesysteme bei Rechnern und zentralgesteuerten Nachrichtenvermittlungssystemen*. 19. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1973.
- [65] T.T. LEE: M/G/1/N Queue with Vacation Time and Exhaustive Service Discipline. *Operations Research* 32, 1984, S. 774-784.
- [66] T.T. LEE: M/G/1/N Queue with Vacation Time and Limited Service Discipline. *Performance Evaluation* 9, 1989, S. 181-190.
- [67] K. LINDBERGER: Blocking for Multi-Slot Heterogenous Traffic Streams offered to a Trunk Group with Reservation. *Proceedings of the 5th ITC-Seminar "Traffic Engineering for ISDN-Design and Planning"*, Lake Como, 1987.
- [68] J.L. LUTTON, J.W. ROBERTS: Traffic Performance of Multi-Slot Call Routing Strategies in an Integrated Services Digital Network. *Proceedings of the 11th International Switching Symposium (ISS)*, Florence, 1984, paper 22B-6.

- [69] D.R. MANFIELD: Transport Delays in a Hybrid Switching System with Polling. *Proceedings of the International Conference on Communications (ICC)*, Chicago, 1935.
- [70] R.W. MUISE, T.J. SCHONFELD, G.H. ZIMMERMAN: Experiments in Wideband Packet Technology. *Proceedings of the International Zurich Seminar on Digital Communications*, Zürich, 1986, paper D4.
- [71] NTG-NORM: NTG 0902, Nachrichtenvermittlungstechnik, Begriffe. *Nachrichtentechnische Zeitschrift*, Bd. 33 (1980), Heft 7 und 8.
- [72] H. OKADA: Delay Behaviour of Data Traffic in an Integrated Voice/Data Multiplex Structure: Multi-Capacity-Limits (MCL) Property. *IEEE Transactions on Communications* 34, März 1986, S. 300-303.
- [73] F. POLLACZEK: Problèmes stochastiques posés par le phénomène de formations d'une queue d'attente à un guichet et par des phénomènes apparentes. *Memorial des Sciences Mathématiques*, No. 136, Gauthier-Villars, 1957.
- [74] V. RAMASWAMI, K. ASWATH RAO: Flexible Time Slot Assignment - A Performance Study of the Integrated Services Digital Network. *Proceedings of the 11th International Teletraffic Congress (ITC)*, Kyoto, 1985, paper 2.1A-3.
- [75] J.W. ROBERTS, A. HOANG VAN: Characteristics of Services Requiring Multi-Slot Connections and their Impact on ISDN Design. *Proceedings of the 5th ITC-Seminar "Traffic Engineering for ISDN-Design and Planning"*, Lake Como, 1987.
- [76] M.J. ROSS, O.A. MOWAFI: Performance Analysis of Hybrid Switching Concepts for Integrated Voice/Data Communications. *IEEE Transactions on Communications* 30, Mai 1982, S. 1073-1087.
- [77] K. ROTHMAIER: *Über den Einfluß von Wegezuteilungsprinzipien und Wegesuchalgorithmen auf die Verkehrseigenschaften von PCM-Koppelanordnungen*. 35. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten (Dissertationsschrift), Universität Stuttgart, Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, 1984.
- [78] T.L. SAATY: *Elements of Queuing Theory*. McGraw Hill Book Company, New York, 1961.
- [79] K. SAUER, M. TANGEMANN: Performance of different Voice Integration Schemes applied to FDDI. *Proceedings of the 7th European Fibre Optic Communications & Local Area Network Exposition (EFOC/LAN)*, Amsterdam, 1989, S. 167-172.
- [80] M. SCHWARTZ: *Telecommunication Networks: Protocols, Modeling and Analysis*. Addison-Wesley Publishing Company, Reading, 1987.
- [81] J.G. SHANTHIKUMAR: On the Buffer Behavior with Poisson Arrivals, Priority Service, and Random Server Interruptions. *IEEE Transactions on Computers* 30, Oktober 1981, S. 781-786.



- [82] T. SUDA, T.T. BRADLEY: Packetized-Voice/Data Integrated Transmission on a Token Ring Local Area Network. *Proceedings of the INFOCOM*, San Francisco, 1987, S. 836-845.
- [83] T. TAKEUCHI, H. SUZUKI, S. HAYANO, H. NIWA, T. YAMAGUCHI: An Experimental Synchronous Composite Packet Switching System. *Proceedings of the International Zurich Seminar on Digital Communications*, Zürich, 1986, paper D6.
- [84] A. THOMAS, J.P. COUDREUSE, M. SERVEL: Asynchronous Time-Division Techniques: An Experimental Network Integrating Videocommunication. *Proceedings of the 11th International Switching Symposium (ISS)*, Florence, 1984, paper 32C-2.
- [85] J.S. TURNER: Design of an Integrated Services Packet Network. *Proceedings of the 9th Data Communications Symposium*, Vancouver, 1985, S. 124-133.
- [86] W. VERBIEST, M. DE SOMER, B. VOETEN: VBR video coding and ATM switching: a Bell-RC Lab experiment. *Proceedings of the International Workshop on Packet Video*, Torino, 1988, paper D1.
- [87] C.J. WEINSTEIN, M.L. MALPASS, M.J. FISHER: Data Traffic Performance of an Integrated Circuit- and Packet Switched Multiplex Structure. *IEEE Transactions on Communications* 28, Juni 1980, S. 873-877.
- [88] R.W. WOLFF: Poisson Arrivals See Time Averages. *Operations Research* 30, März 1982, S. 223-231.
- [89] P. ZAFIROPULO: Flexible Multiplexing for Networks Supporting Line-Switched and Packet-Switched Data Traffic. *Proceedings of the 2nd International Conference on Computer Communications (ICCC)*, Stockholm, 1974, S. 517-523.

