



**Universität Stuttgart**

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung

Prof. Dr.-Ing. habil. Dr. h. c. P. J. Kühn

**71. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten**

**Verbindungslose Datenkommunikation  
über ATM-Weitverkehrsnetze:  
Architekturen, Protokolle  
und Verkehrsleistung**

von

**Uwe Briem**

1998

D 93

© 1998 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung, Universität Stuttgart  
Druck: E. Kurz & Co., Druckerei + Reprografie GmbH., Stuttgart  
ISBN 3-922403-81-6



**University of Stuttgart**

Institute of Communication Networks and Computer Engineering

Prof. Dr.-Ing. habil. Dr. h. c. P. J. Kühn

**71th Report on Studies in Congestion Theory**

**Connectionless Data Communication  
across ATM Wide Area Networks:  
Architectures, Protocols  
and Performance**

by

**Uwe Briem**

1998



# Summary

Data communication plays a more and more important role within today's society. This is especially true in the business area, where information has become a deciding production factor.

At present, the networks used for data communication are quite different. The inhouse area is dominated by Local Area Networks (LANs) which are used for office communication and computer integrated manufacturing. Metropolitan Area Networks (MANs) have been introduced to extend LAN like services to larger geographical areas.

In the wide area broadband networks based on the Asynchronous Transfer Mode (ATM) are currently installed which are designed as a universal platform for all existing and future communication services. Today, one of the main applications of these networks is the interconnection of LANs and MANs. However, ATM networks are based on a connection oriented information transfer, whilst most data communication over LANs and MANs is connectionless. The reasons for the connectionless transfer are the switching principle applied in LANs and, in particular, the connectionless Internet Protocol (IP) which is used for most data communication in the local as well as in the wide area.

This thesis deals with the support of connectionless services over ATM networks. The two principle approaches are investigated with respect to their architecture, their performance and the protocols used.

Chapter 1 provides an introductory overview about the evolution of data communication networks and motivates the goal of this thesis.

Chapter 2 first gives some background information concerning data services, the characterization of their traffic streams and today's data communication networks together with the protocols and traffic management functions that are implemented. Also in this part the different connection concepts applied in local and wide area data networks are highlighted. The subsequent section focuses on the architecture and protocols of broadband networks based on ATM, covering the multiplexing principle, the concept of virtual paths and the B-ISDN protocol reference model. Furthermore, the ATM traffic management framework is described.

The two principle approaches (indirect and direct approach) to support connectionless data services across ATM networks are presented in Chapter 3. The main emphasis is on the

network architecture and the protocols used. Furthermore, the functionality of a Connectionless Server (CLS) additionally needed for the direct approach is described and the most important tasks arising from both approaches for the traffic management in wide area ATM networks are addressed.

For the evaluation of the two approaches, adequate performance models and analysis methods are needed. In Chapter 4 a hierarchical traffic model is introduced which characterizes the behaviour of data sources at different time scales. Then the model of the ATM network is derived from the two architectures presented in Chapter 3. The chapter is concluded by a description of the analytical and simulation methods applied for the following performance evaluation. The criteria used for the comparison of the different architectures and traffic management functions are also explained.

The investigation of the indirect approach is the subject of Chapter 5. The feasibility and performance of this approach is mainly determined by the scheme used to allocate network resources to the ATM connections between the network access units (ATM end system, interworking unit) in terms of buffer or bit rate. This is due to the fact that most data traffic is characterized by high peak cell rates and alternating burst and silence periods. Hence, an allocation of the peak cell rate to the ATM connections would result in a poor utilization of the link capacity.

This problem can be solved by protocols based on Fast Resource Management (FRM) which allocate network resources only for the duration of a burst transfer. Section 5.1 presents a classification of FRM protocols that have also been partly standardized. Subsequently the three most promising protocols, namely

- the fast bit rate reservation,
- the fast buffer reservation and
- the Available Bit Rate (ABR) protocol

are compared to each other with respect to their performance and implementation effort. The performance is evaluated by comprehensive simulation studies and by analysis using a two-dimensional continuous-time Markov chain approach. The results confirm the following conclusions:

- Within ATM switches large cell buffers are needed to achieve high link utilization for non-real time data traffic with high peak cell rates compared to the link rate. The cell buffers must be able to temporarily store whole data bursts.
- The fast buffer reservation provides the best performance. With this protocol, which works according to a window mechanism between the network access units, link utilization values close to 100 % are possible without any cell loss in the ATM network. The only drawback are the relatively large cell buffers necessary in the switching nodes.

- The ABR protocol achieves high link utilization with smaller buffer sizes. However, the implementation effort for this protocol is much higher compared to the fast buffer reservation and strict cell loss guarantees within the ATM network cannot be given in all cases.
- Although the switching nodes buffer whole data bursts, the mean burst transfer time does not increase significantly with the utilization even up to values close to the utilization limits of the protocols.

In general, large cell buffers in the ATM network always lead to higher implementation effort compared to small buffers. This is mainly due to additional traffic control functions needed within the switching node. These functions include a cell scheduling mechanism that is different from FIFO, a more complex buffer management and an internal flow control scheme to protect the ATM switching fabric from excessive cell losses.

Chapter 6 addresses the direct approach to support connectionless data communication across ATM networks. There, the traffic management has mainly two tasks. First, the virtual connections between the Connectionless Servers and to the ATM network access units have to be maintained. Second, the processing within the Connectionless Server itself has to be optimized. Since the first task can be solved using the same protocols as applied for the indirect approach the focus of this chapter is on the CLS.

In Section 6.1 it is shown that the performance of the CLS is heavily influenced by the switching concept and the packet acceptance mechanism. The two possible switching concepts are cell oriented switching, where each cell is immediately processed upon arrival in a CLS, and packet oriented switching, where data packets are first reassembled before they are routed to the appropriate output port. Packet acceptance mechanisms are needed to maintain a high throughput of data packets even during congestion. This is achieved by concentrating the cell losses on as few data packets as possible. Due to the connectionless nature of the communication congestion may occur, if the traffic routed to the same outgoing virtual connection of the CLS exceeds the parameters of this connection.

Section 6.2 is concerned with a detailed description and a qualitative discussion of packet acceptance mechanisms. In the following sections mechanisms based on cell and packet oriented switching are modelled and analyzed. The performance comparison shows the superior behaviour of the cell oriented switching concept for medium buffer sizes. A new packet acceptance mechanism which is developed for this switching concept reveals the best behaviour. For large buffers, however, there is no significant difference between both switching concepts with respect to the performance. Over the whole range of buffer sizes the Early Packet Discard (EPD) mechanism shows the most balanced results. Compared to the best mechanisms its performance is only slightly worse. This disadvantage is more than compensated by its very small implementation effort.

# Inhaltsverzeichnis

<b>Inhaltsverzeichnis</b>	<b>iv</b>
<b>Abkürzungen</b>	<b>ix</b>
<b>Formelzeichen</b>	<b>xiii</b>
<b>1 Einleitung</b>	<b>1</b>
<b>2 Datenkommunikation und Diensteintegration</b>	<b>5</b>
2.1 Grundlagen der Datenkommunikation . . . . .	5
2.1.1 Datendienste . . . . .	5
2.1.1.1 Klassifizierung . . . . .	5
2.1.1.2 Charakteristik des Datenverkehrs . . . . .	7
2.1.2 Verbindungskonzepte . . . . .	8
2.1.3 Vermittlungsprinzipien . . . . .	10
2.1.4 Protokollmodelle . . . . .	11
2.1.4.1 Basis-Referenzmodell . . . . .	11
2.1.4.2 TCP/IP-Protokollfamilie . . . . .	13
2.1.5 Datenkommunikationsnetze . . . . .	14
2.1.6 Verkehrsmanagement in heutigen Weitverkehrs-Datennetzen . . . . .	16
2.2 Architektur und Protokolle des Breitband-ISDN . . . . .	16
2.2.1 Das ATM-Übermittlungsverfahren . . . . .	17
2.2.1.1 Prinzip . . . . .	17



2.2.1.2	Konzept der virtuellen Pfade . . . . .	18
2.2.2	Protokoll-Referenzmodell . . . . .	19
2.2.2.1	Bitübertragungsschicht . . . . .	20
2.2.2.2	ATM-Schicht . . . . .	21
2.2.2.3	ATM-Anpassungsschicht . . . . .	24
2.2.3	Verkehrsmanagement in ATM-Netzen . . . . .	27
2.2.3.1	Zellverlustkontrolle . . . . .	29
2.2.3.2	Quellflußkontrolle . . . . .	30
2.2.3.3	Verbindungsannahme . . . . .	31
2.2.3.4	Formung des Verkehrs . . . . .	32
2.2.3.5	Schnelle Ressourcenzuteilung . . . . .	33
2.2.3.6	Explizite Überlastanzeige . . . . .	33
2.2.3.7	Weitere Verfahren . . . . .	34
<b>3</b>	<b>Verbindungslose Datenkommunikation über ATM-Weitverkehrsnetze</b>	<b>37</b>
3.1	Indirekte Unterstützung mittels Ende-zu-Ende Verbindungen . . . . .	37
3.1.1	Prinzip . . . . .	37
3.1.2	Protokolle und Datendienste . . . . .	39
3.1.2.1	LAN-Emulation . . . . .	39
3.1.2.2	IP über ATM . . . . .	41
3.1.3	Verkehrsmanagement . . . . .	42
3.2	Direkte Unterstützung mittels Connectionless Server . . . . .	43
3.2.1	Prinzip . . . . .	43
3.2.2	Protokolle und Datendienste . . . . .	45
3.2.3	Connectionless Server . . . . .	46
3.2.3.1	Funktionalität . . . . .	46
3.2.3.2	Protokollmodell . . . . .	47
3.2.3.3	Vermittlungskonzepte . . . . .	49
3.2.4	Verkehrsmanagement . . . . .	50

<b>4 Verkehrsmodellierung, Methoden zur Leistungsbewertung und Vergleichskriterien</b>	<b>52</b>
4.1 Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie . . . . .	53
4.1.1 Zufallsvariable . . . . .	53
4.1.2 Verteilung und Verteilungsfunktion . . . . .	53
4.1.3 Charakteristische Größen einer Verteilung . . . . .	53
4.1.4 Spezielle Verteilungen . . . . .	54
4.2 Modellierung . . . . .	56
4.2.1 Modellierung von ATM-Datenverkehrsströmen . . . . .	56
4.2.2 Modell des ATM-Netzes . . . . .	59
4.2.3 Analytische Modelle . . . . .	60
4.3 Methoden zur Leistungsbewertung . . . . .	61
4.3.1 Simulation . . . . .	61
4.3.2 Analytische Verfahren . . . . .	63
4.4 Vergleichskriterien . . . . .	65
<b>5 Untersuchung des indirekten Ansatzes</b>	<b>67</b>
5.1 Klassifizierung der Verfahren zur Ressourcenzuteilung . . . . .	67
5.2 Beschreibung und Realisierung der untersuchten Verfahren . . . . .	73
5.2.1 Schnelle Bitratenreservierung . . . . .	73
5.2.1.1 Beschreibung . . . . .	73
5.2.1.2 Implementierungsaspekte . . . . .	75
5.2.2 Schnelle Pufferreservierung . . . . .	76
5.2.2.1 Beschreibung . . . . .	76
5.2.2.2 Implementierungsaspekte . . . . .	76
5.2.3 Ratenbasiertes ABR-Verfahren . . . . .	77
5.2.3.1 Beschreibung . . . . .	77
5.2.3.2 Implementierungsaspekte . . . . .	78
5.3 Modellierung und Analyse der untersuchten Verfahren . . . . .	79

5.3.1	Modell der ATM-Vermittlungsstelle . . . . .	79
5.3.2	Gesamtes Simulationsmodell . . . . .	80
5.3.3	Analytische Untersuchungen . . . . .	83
5.3.3.1	Analyse der schnellen Bitratenreservierung . . . . .	83
5.3.3.2	Analyse der schnellen Pufferreservierung . . . . .	89
5.4	Vergleichende Leistungsuntersuchung . . . . .	95
5.4.1	Wahl der Protokollparameter . . . . .	96
5.4.2	Verhalten unter verschiedenen Lastbedingungen . . . . .	100
5.4.3	Einfluß der Netzparameter . . . . .	103
5.4.4	Einfluß der Quellparameter . . . . .	105
5.5	Bewertung der Verfahren . . . . .	107
<b>6</b>	<b>Untersuchung des direkten Ansatzes</b>	<b>109</b>
6.1	Verkehrsmanagement innerhalb eines Connectionless Server . . . . .	109
6.2	Mechanismen zum selektiven Verwerfen von Datenpaketen . . . . .	111
6.2.1	Paketorientierte Vermittlung . . . . .	111
6.2.2	Zellorientierte Vermittlung . . . . .	112
6.2.2.1	Pufferreservierung auf Paketebene . . . . .	114
6.2.2.2	Bitratenreservierung auf Paketebene . . . . .	114
6.2.2.3	Belegungsschwellwerte . . . . .	116
6.3	Modellierung des direkten Ansatzes . . . . .	117
6.3.1	Modell eines Connectionless Server . . . . .	117
6.3.1.1	Paketorientierte Vermittlung . . . . .	118
6.3.1.2	Zellorientierte Vermittlung . . . . .	120
6.3.2	Gesamtes Simulationsmodell . . . . .	120
6.4	Vergleichende Leistungsbewertung . . . . .	121
6.4.1	Grundlegende Studien . . . . .	123
6.4.2	Leistungsuntersuchung für kleine und mittlere Puffergrößen . . . . .	126

6.4.2.1	Normallastverhalten . . . . .	126
6.4.2.2	Überlastverhalten . . . . .	128
6.4.2.3	Pufferdimensionierung . . . . .	129
6.4.3	Leistungsuntersuchung für große Puffer . . . . .	131
6.5	Bewertung der Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen . . . . .	133
<b>7</b>	<b>Zusammenfassung und Ausblick</b>	<b>135</b>
	<b>Literaturverzeichnis</b>	<b>139</b>
<b>A</b>	<b>Berechnung verschiedener Größen bei schneller Bitratenreservierung</b>	<b>152</b>
A.1	Negativ-exponentiell verteilte Pausendauer . . . . .	152
A.2	Hyperexponentiell verteilte Pausendauer . . . . .	153
<b>B</b>	<b>Berechnung verschiedener Größen bei schneller Pufferreservierung</b>	<b>155</b>
B.1	Mittlere Übertragungsdauer eines Datenbüschels im sendenden Netzzugangssystem bei idealer Übermittlung im ATM-Netz . . . . .	155
B.2	Enderaten der Datenbüschelübertragungen in der ATM-Vermittlungsstelle . . . . .	156

## Abkürzungen

AAL	ATM Adaptation Layer
ABR	Available Bit Rate
ACM	Association for Computing Machinery
AL	Alignment
ARP	Address Resolution Protocol
ARPS	Address Resolution Protocol Server
ATD	Asynchronous Time Division Multiplexing
ATM	Asynchronous Transfer Mode
BASize	Buffer Allocation Size
B-ISDN	Broadband Integrated Services Digital Network
BOM	Beginning of Message
BRP	Buffer Reservation per Packet
BRRP	Bit Rate Reservation per Packet
BRRPmod	Modified Bit Rate Reservation per Packet
Btag	Beginning Tag
BUS	Broadcast and Unknown Server
CAC	Connection Admission Control
CAM	Contents Addressable Memory
CBDS	Connectionless Broadband Data Service
CBR	Constant Bit Rate
CCITT	Comité Consultatif International Téléphonique et Télégraphique
CDV	Cell Delay Variation
CIB	CRC Indication Bit
CIR	Committed Information Rate
CL	Connectionless
CLAI	Connectionless Access Interface
CLNAP	Connectionless Network Access Protocol
CLNI	Connectionless Network Interface
CLNIP	Connectionless Network Interface Protocol
CLP	Cell Loss Priority
CLR	Cell Loss Ratio
CLS	Connectionless Server
CLSF	Connectionless Service Function
COM	Continuation of Message
CPCS	Common Part Convergence Sublayer
CPI	Common Part Indicator
CRC	Cyclic Redundancy Check

CS	Convergence Sublayer
CSMA/CD	Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection
CTD	Cell Transfer Delay
D	Deterministische Verteilung
DA	Destination Address
DARPA	Defense Advanced Research Projects Agency
DQDB	Distributed Queue Dual Bus
EFCI	Explicit Forward Congestion Indication
EOM	End of Message
EPD	Early Packet Discard
Etag	End Tag
ETSI	European Telecommunications Standards Institute
FBR	Fast Buffer Reservation
FBRR	Fast Bit Rate Reservation
FIFO	First In First Out
FRM	Fast Resource Management
FRP/DT	Fast Reservation Protocol with Delayed Transmission
FRP/IT	Fast Reservation Protocol with Immediate Transmission
FTP	File Transfer Protocol
G	General (allgemeiner Zufallsprozeß)
GCRA	Generic Cell Rate Algorithm
GEO <sub>1</sub>	Um eine Stelle verschobene geometrische Verteilung
GFC	Generic Flow Control
GLOBECOM	Global Telecommunications Conference
HEC	Header Error Control
HLPI	Higher Layer Protocol Identifier
HTTP	Hyper Text Transfer Protocol
H <sub>2</sub>	Hyperexponentielle Verteilung 2. Ordnung
ICC	International Conference on Communications
ICCC	International Conference on Computer Communications
ICMP	Internet Control Message Protocol
IEEE	Institute of Electrical and Electronics Engineers
IETF	Internet Engineering Task Force
IND	Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung
INFOCOM	The Conference on Computer Communications
IP	Internet Protocol
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISO	International Organization for Standardization
ISS	International Switching Symposium

ITC	International Teletraffic Congress
ITU	International Telecommunication Union
JSAC	Journal on Selected Areas in Communications
LAN	Local Area Network
LE	LAN Emulation
LECS	LAN Emulation Configuration Server
LES	LAN Emulation Server
LI	Length Indicator
LLC	Logical Link Control
LUNI	LAN Emulation User-to-Network Interface
M	Markoffsche (negativ-exponentielle) Verteilung
MAC	Media Access Control
MAN	Metropolitan Area Network
MBS	Maximum Burst Size
MCR	Minimum Cell Rate
ME	Mapping Entity
MeM	Message Mode
MID	Multiplexing Identification
MIR	Maximum Information Rate
NNI	Network Node Interface
NNTP	Network News Transfer Protocol
NPC	Network Parameter Control
nr	non-real-time
NTG	Nachrichtentechnische Gesellschaft
OAM	Operation and Maintenance
OSI	Open Systems Interconnection
PAD	Padding
PCR	Peak Cell Rate
PDU	Protocol Data Unit
Phy	Physical Layer
PM	Physical Medium (Sublayer)
PL	PAD Length
PPTU	PDU's per Time Unit
PT	Payload Type
PTI	Payload Type Identifier
QoS	Quality of Service
RAM	Random Access Memory
RARP	Reverse ARP
ResZut	Ressourcenzuteilung

RM	Resource Management
rt	real-time
SA	Source Address
SAR	Segmentation and Reassembly (Sublayer)
SCR	Sustainable Cell Rate
SDH	Synchronous Digital Hierarchy
SIP	SMDS Interface Protocol
SIR	Sustained Information Rate
SM	Statistisches Multiplexen
SMDS	Switched Multi-megabit Data Service
SMTF	Simple Mail Transfer Protocol
SN	Sequence Number
SNAP	Subnetwork Attachment Point
SNMP	Simple Network Management Protocol
SSCS	Service Specific Convergence Sublayer
SSM	Single Segment Message
ST	Segment Type
StM	Streaming Mode
TC	Transmission Convergence (Sublayer)
TCP	Transmission Control Protocol
TSS	Telecommunication Standardization Sector
UBR	Unspecified Bit Rate
UDP	User Datagram Protocol
UNI	User Network Interface
UPC	User Parameter Control
UU	User-to-User Indication
VBR	Variable Bit Rate
VC	Virtual Channel
VCC	Virtual Channel Connection
VCI	Virtual Channel Identifier
VP	Virtual Path
VPC	Virtual Path Connection
VPI	Virtual Path Identifier
VPN	Virtual Private Network
WAN	Wide Area Network
WFQ	Weighted Fair Queueing
WWW	World Wide Web
ZV	Zufallsvariable



## Formelzeichen

Die typische Verwendung der Formelzeichen im Zusammenhang mit dem hierarchischen Quellmodell wird für die BÜschelebene (Index  $b$ ) dargestellt. Die Indices  $z$ ,  $p$  und  $v$  stehen für die Zell-, Paket- und Verbindungsebene.

$B_b$	Blockierwahrscheinlichkeit
$D_b$	Nutzdatendurchsatz
$d_b$	Auf die Übertragungskapazität normierter Nutzdatendurchsatz
$P_b$	Wahrscheinlichkeit für einen Zellverlust innerhalb eines Datenbüschels
$p_{ül}^b$	Wahrscheinlichkeit für Überlast
$r_b$	Mittlere Bitrate
$T_{b,f}$	ZV für die Transferzeit
$t_{b,f}$	Mittlere Transferzeit
$T_{b,h}$	ZV für die Aktivitätsdauer
$t_{b,h}$	Mittlere Aktivitätsdauer
$T_{b,s}$	ZV für die Pausendauer
$t_{b,s}$	Mittlere Pausendauer
$T_{b,üm}$	ZV für die Übermittlungsdauer
$t_{b,üm}$	Mittlere Übermittlungsdauer
$T_{b,üt}$	ZV für die Übertragungsdauer
$t_{b,üt}$	Mittlere Übertragungsdauer
$T_{b,w}$	ZV für die Wartezeit
$t_{b,w}$	Mittlere Wartezeit

### Weitere Formelzeichen:

$A$	Verkehrsangebot
$B$	Blockierwahrscheinlichkeit
$B_{b,1}$	Wahrscheinlichkeit dafür, daß ein Datenbüschel nicht sofort übermittelt werden kann, und dessen erste Reservierung zudem abgelehnt wird
$B_{res}$	Blockierwahrscheinlichkeit für eine Reservierungsanforderung
$B_{res,1}$	Blockierwahrscheinlichkeit für eine erste Reservierungsanforderung
$B_{res,r}$	Blockierwahrscheinlichkeit für weitere Reservierungsanforderungen
$C_L$	Übertragungskapazität
$C_{L,res}$	Als Basis für die explizite Ratenberechnung gewählte Übertragungskapazität bei ABR
$c[X]$	Variationskoeffizient der ZV $X$

$E[X]$	Mittelwert der ZV $X$
$F(x)$	Verteilungsfunktion
$f(x)$	Verteilungsdichtefunktion
$i$	Anzahl gleichzeitiger Bitratenreservierungen
$j$	Anzahl blockierter (äquivalenter) Quellen
$k$	Anzahl reservierter Pufferbereiche
$l$	Anzahl gleichzeitiger Datenbüschelübertragungen auf dem abgehenden Übertragungsabschnitt
$n$	Anzahl der Eingangs- und Ausgangsleitungen einer ATM-Vermittlungsstelle
$n_{b,h,res}$	Mittlere Anzahl von Datenbüschelübermittlungen innerhalb einer Reservierungsphase
$N_{b,s,res}$	ZV für die Anzahl von Pausendauern auf Büschelebene innerhalb einer Reservierungsphase
$n_{b,s,res}$	Mittlere Anzahl von Pausendauern auf Büschelebene innerhalb einer Reservierungsphase
$n_L$	Maximale Anzahl gleichzeitiger Datenbüschelübertragungen bei schneller Bitratenreservierung
$n_{Pj}$	Anzahl der logischen Warteschlangen (Pufferbereiche)
$n_Q$	Anzahl der (äquivalenten) Quellen
$n_S$	Maximale Anzahl gleichzeitiger Pufferreservierungen
$n_z$	Datenpaketlänge (in Zellen)
$p$	Wahrscheinlichkeit
$p_{ff}$	Wahrscheinlichkeit für eine weitere Datenbüschelübermittlung innerhalb derselben Reservierungsphase
$P(X < x)$	Wahrscheinlichkeit, daß die Zufallsvariable $X$ kleiner als $x$ ist
$p(x)$	Wahrscheinlichkeit für den Zustand ( $x$ )
$p(x, y)$	Wahrscheinlichkeit für den Zustand ( $x, y$ )
$r$	Bitrate
$r_{b,üt}$	Mittlere Bitrate während einer Datenbüschelübertragung
$r_{b,üt,ideal}$	Maximal möglicher (idealer) Wert der mittleren Bitrate während einer Datenbüschelübertragung
$R_{init}$	Anfangsbitrate
$r_N$	Vom ATM-Netz genehmigte Bitrate eines Netzzugangssystems
$S$	Puffergröße
$s$	Momentaner Pufferfüllstand
$S_A$	Größe des Puffers in einer Ausgangseinheit
$S_E$	Größe des Puffers in einer Eingangseinheit
$S_{MeM}$	Reservierter Puffer bei paketorientierter Vermittlung

$S_N$	Größe des Puffers in einem Netzzugangssystem
$S_{res}$	Reservierter Pufferplatz
$S_{ül}$	Belegungsschwellwert beim EPD-Mechanismus
$S_{virt}$	Virtuelle Puffergröße
$t$	Zeit
$T_{b,s,B}$	ZV für den Anteil der Pausendauer aufgrund des Benutzerverhaltens
$t_{b,s,B}$	Mittelwert der ZV $T_{b,s,B}$
$t_{b,s,B T_{b,s,B} < T_H}$	Mittelwert der ZV $T_{b,s,B}$ , bedingt darauf, daß $T_{b,s,B}$ kleiner ist als die Haltezeit $T_H$
$T_{b,s,N}$	ZV für den Anteil der Pausendauer aufgrund des Kommunikationsnetzes
$T_{b,s}^*$	ZV für die Zeitdauer vom Ablauf des Haltezeit-Timer bis zum Senden der darauffolgenden Reservierungsanforderung
$t_{b,s}^*$	Mittelwert der ZV $T_{b,s}^*$
$t_{b,üt,ideal}$	Minimaler (idealer) Wert der mittleren Datenbüschelübertragungsdauer
$t_{b,w,1}$	Mittlere Wartezeit des ersten Datenbüschels innerhalb einer Reservierungsphase
$T_H$	ZV für die Haltezeit
$t_H$	Wert der (konstanten) Haltezeit
$t_{mess}$	Meßintervall
$t_{Pl,b}$	Mittlere Pufferblindbelegungsdauer pro Datenbüschelübermittlung
$t_{Pl,res}$	Mittlere Pufferblindbelegungsdauer pro Reservierungsphase
$t_{p,0.95}$	95. Perzentil der Paketverzögerungszeit
$T_r$	ZV für die Zeitdauer vom Erhalt einer Reservierungsablehnung bis zum Senden einer wiederholten Reservierungsanforderung
$t_r$	Mittelwert der ZV $T_r$
$T_{res}$	ZV für die Reservierungsdauer
$t_{res}$	Mittlere Reservierungsdauer
$T_U$	ZV für die Umlaufdauer
$t_U$	Mittelwert der Umlaufdauer
$t_{U,min}$	Minimale Umlaufdauer
$VAR[X]$	Varianz der ZV $X$
$W$	Maximale Fenstergröße
$W_N$	Momentane Fenstergröße
$X$	Zufallsvariable
$x$	Allgemeine Variable
$\lfloor x \rfloor$	Größte ganze Zahl kleiner oder gleich $x$

$\bar{x}$	Mittelwert
$y_L$	Nutzauslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts
$y_{L,max}$	Maximal mögliche Nutzauslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts
$y_Q$	Auslastung einer Bedieneinheit durch eine äquivalente Quelle
$z$	Allgemeine Variable
$\alpha$	Ankunftsrate einer Reservierungsanforderung
$\alpha_1$	Ankunftsrate erster Reservierungsanforderungen
$\alpha_r$	Ankunftsrate wiederholter Reservierungsanforderungen
$\beta$	Übergangsrate einer äquivalenten Quelle mit reserviertem Puffer in den Zustand der Datenübertragung
$\epsilon_{res}$	Enderate einer bestehenden Bitratenreservierung
$\epsilon_{üt}(l)$	Enderate der ersten von $l$ gleichzeitig stattfindenden Datenübertragungen
$\kappa$	Zählvariable
$\lambda$	Übergangsrate
$\lambda(x z)$	Übergangsrate vom Zustand $z$ in den Zustand $x$
$\lambda(x_1, x_2 z_1, z_2)$	Übergangsrate vom Zustand $(z_1, z_2)$ in den Zustand $(x_1, x_2)$
$\tau$	Laufzeitvariable

# Kapitel 1

## Einleitung

Vor dem Hintergrund des Wandels von der Industrie- zur Informationsgesellschaft kommt der Übermittlung von Informationen aller Art eine immer größere Bedeutung zu. Dieser Trend wird vorangetrieben durch die Globalisierung der Märkte und die damit verbundene internationale Ausrichtung der Unternehmen. Dadurch steigt die Nachfrage an breitbandigen Kommunikationsnetzen, die aufgrund des technologischen Fortschritts innerhalb der letzten Jahre auf den Gebieten der Mikroelektronik und der Übertragungstechnik auch realisiert werden können.

Im geschäftlichen Bereich spielt vor allem die Datenkommunikation eine zunehmend wichtigere Rolle. Dies läßt sich daran erkennen, daß die Zuwachsraten weit größer sind als diejenigen für Sprachkommunikation [182]. Heutige Datenkommunikationsnetze weisen jedoch sehr unterschiedliche Merkmale auf. Im lokalen Bereich dominieren – begünstigt durch die Entwicklung von leistungsfähigen Arbeitsplatzrechnern – sogenannte Lokale Netze (*Local Area Networks*, LANs) [10]. Diese, vor allem in der Bürokommunikation und der Fabrikautomatisierung eingesetzten Netze sind durch ein gemeinsames, breitbandiges Übertragungsmedium und eine paketorientierte, verbindungslose Vermittlung gekennzeichnet. Im Weitverkehrsreich existieren eigenständige Paketvermittlungsnetze, die jedoch mehr und mehr durch das diensteintegrierende Digitalnetz (*Integrated Services Digital Network*, ISDN) ersetzt werden. Durch die vollständige Digitalisierung aller Signale ermöglicht dieses Netz Sprach-, Daten- und Bewegtbildkommunikation. Im Gegensatz zu LANs basiert das ISDN auf dem Prinzip der Durchschaltvermittlung.

Lokale Netze werden mehr und mehr mittels regionaler Hochgeschwindigkeitsnetze (*Metropolitan Area Networks*, MANs) oder herkömmlicher Durchschalte- und Paketvermittlungsnetze untereinander verbunden. Dadurch entstehen immer größere, zusammenhängende Netze, die, wie das Internet, eine weltweite Datenkommunikation ermöglichen. Die gegenwärtige Situation ist jedoch nicht zufriedenstellend, da die Weitverkehrsnetze nur relativ geringe Übertragungsraten zur Verfügung stellen und somit keine breitbandige Datenkommunikation über große Entfernungen erlauben.

Eine Lösung dieses Problems bietet das Breitband-ISDN, dessen Merkmale eine Erweiterung derjenigen des ISDN darstellen. Das Breitband-ISDN soll danach als universelle Kommunikationsplattform für alle heutigen und zukünftigen Dienste dienen. Da die heutigen Dienste bereits sehr unterschiedliche Anforderungen in Bezug auf die benötigte Übertragungsgeschwindigkeiten und die notwendige Dienstgüte stellen, wurde der Asynchrone Transfer-Modus (*Asynchronous Transfer Mode*, ATM) als Übermittlungsverfahren für das Breitband-ISDN gewählt [80]. Dabei wird die Information in Pakete konstanter Länge zerlegt und unter Verwendung der asynchronen Zeitmultiplextechnik übermittelt. Im Gegensatz zu dem beim ISDN angewandten Prinzip der Durchschaltvermittlung erlaubt die ATM-Technik somit eine äußerst flexible Zuteilung der zur Verfügung stehenden Übertragungskapazität an die einzelnen Verbindungen. Dies ist vor allem für Datendienste von großer Bedeutung, da sich Datenverkehr durch zeitlich sehr stark schwankenden Bitratenbedarf auszeichnet.

Der Übergang von den heutigen Datennetzen zum Breitband-ISDN kann jedoch nicht auf einmal geschehen. Dazu sind vielmehr einige Entwicklungsschritte notwendig [52, 67]. Dabei stellt die Kopplung von LANs über MANs die erste Entwicklungsstufe dar. MANs, die in manchen Ländern schon zur Verfügung stehen und in anderen zur Zeit eingeführt werden [159], besitzen ähnliche Leistungsmerkmale wie LANs und werden meist von Betreibern öffentlicher Netze verwaltet. Parallel zu MANs werden heute schon die ersten LANs auf der Basis von ATM betrieben. Diese sogenannten ATM-LANs [124] verwenden in den höheren Schichten dieselben Protokolle wie herkömmliche LANs, die überwiegend auf dem Internet-Protokoll (*Internet Protocol*, IP) aufsetzen und somit verbindungslosen Verkehr erzeugen. Sowohl der ansteigende Kommunikationsbedarf zwischen den MANs als auch neue multimediale Dienste und die zunehmende Anzahl lokaler ATM-Netze werden die Einführung von ATM-Weitverkehrsnetzen vorantreiben. Nach dieser Entwicklungsstufe können Lokale Netze dann über MANs oder auch direkt über ATM-Weitverkehrsnetze gekoppelt werden.

In den darauffolgenden Jahren ist geplant, das ATM-Netz Schritt für Schritt auszubauen und in seiner Funktionalität zu erweitern. Zudem werden neue breitbandige Endgeräte und Teilnehmernetze entstehen, die voraussichtlich für eine gewisse Zeitdauer zusammen mit herkömmlichen und ATM-fähigen LANs und mit MANs koexistieren werden. In dieser Phase ist die Akzeptanz neuer Dienste durch die Benutzer von großer Bedeutung und entscheidet letztendlich über den Erfolg des Breitband-ISDN.

Dieses Evolutionsszenario macht deutlich, daß die Kopplung von Lokalen Netzen gerade während der Einführungsphase von ATM-Weitverkehrsnetzen eine der wichtigsten Anwendungen darstellt [15, 38, 53, 171]. Zu demselben Ergebnis kam auch eine umfangreiche Marktanalyse [122], die vom ATM-Forum initiiert wurde.

Bei der Kopplung entsteht jedoch das Problem, daß sowohl in heutigen als auch in zukünftigen ATM-fähigen LANs noch für längere Zeit vor allem verbindungslose Datenkommunikation vorherrschen wird. Gründe hierfür sind die Vermittlungstechnik herkömmlicher LANs

und das verbindungslose Internet-Protokoll, das sich in der Datenkommunikation durchgesetzt hat und auf dem die meisten im Weitverkehrsbereich verwendeten Datendienste aufsetzen.

Die weitere Arbeit befaßt sich daher mit der Problematik, wie verbindungslose Dienste von einem verbindungsorientiert arbeitenden ATM-Weitverkehrsnetz effektiv unterstützt werden können.

Im nächsten Kapitel werden zunächst die Grundlagen der Datenkommunikation dargestellt. Dieser Teil beinhaltet insbesondere eine Charakterisierung des Datenverkehrs, eine Beschreibung heutiger Datenkommunikationsnetze und die verwendeten Verbindungskonzepte. Hierbei wird die Problematik aufgezeigt, verbindungslos arbeitende Lokale Netze über Weitverkehrsnetze zu koppeln. Im zweiten Teil dieses Kapitels wird auf die für das Verständnis der nachfolgenden Kapitel wichtigen Aspekte des Breitband-ISDN auf der Basis des Asynchronen Transfer-Modus eingegangen. Dabei werden außer dem ATM-Übermittlungsverfahren und dem Protokollmodell vor allem die Verkehrsmanagementfunktionen erläutert.

Kapitel 3 beschreibt die beiden prinzipiellen Ansätze (indirekter und direkter Ansatz) zur Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation über verbindungsorientiert arbeitende ATM-Weitverkehrsnetze. Der Schwerpunkt dieses Kapitels liegt auf der Darstellung der zugrundeliegenden Netzarchitekturen und Protokolle. Ferner werden die für den direkten Ansatz zusätzlich benötigten Diensteinrichtungen, die sogenannten *Connectionless Server*, beschrieben. Abschließend werden die wichtigsten Aufgaben, die sich aus den beiden Ansätzen für das Verkehrsmanagement ergeben, zusammen mit den grundsätzlichen Lösungsmöglichkeiten diskutiert.

Die für die nachfolgenden Leistungsuntersuchungen benötigten verkehrstheoretischen Modelle und Methoden werden in Kapitel 4 erläutert. Nach einer Einführung in die Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie, wird ein hierarchisches Quellmodell vorgestellt, welches das in Kapitel 2 beschriebene charakteristische Verhalten der Datenverkehrsflüsse innerhalb eines ATM-Netzes auf verschiedenen Zeitebenen geeignet nachbildet. Ferner wird aus den in Kapitel 3 erläuterten Netzarchitekturen ein Modell des ATM-Netzes abgeleitet. Eine Erörterung der für die Leistungsbewertung verwendeten Simulations- und Analysemethoden sowie eine Aufzählung der zugrundegelegten Vergleichskriterien beschließen dieses Kapitel.

Die Kapitel 5 und 6 bilden den eigentlichen Kern dieser Arbeit. Kapitel 5 befaßt sich mit der Untersuchung des indirekten Ansatzes. Ein grundsätzliches Problem innerhalb des Verkehrsmanagements stellt hierbei die Zuteilung von Übertragungskapazität und Pufferplatz an die ATM-Verbindungen zwischen den Netzzugangssystemen dar. Nach einer Klassifizierung der verschiedenen Zuteilungsverfahren wird die Funktionsweise und der Implementierungsaufwand der wichtigsten Verfahren beschrieben. Anschließend werden diese Verfahren modelliert und teilweise auch analysiert. Die aus der verkehrstheoretischen Analyse und Si-

mulation bestimmten charakteristischen Leistungskenngrößen dienen als Grundlage für die abschließende Leistungsbewertung.

Gegenstand von Kapitel 6 ist die Untersuchung des direkten Ansatzes. Neben der bereits in Kapitel 5 untersuchten Ressourcenzuteilung an die ATM-Verbindungen hat das Verkehrsmanagement hier zusätzlich die Aufgabe, sowohl unter Normallast als auch unter Überlast einen möglichst hohen Nutzdurchsatz innerhalb der *Connectionless Server* zu gewährleisten. Dazu sind Mechanismen nötig, die die Zellverluste auf möglichst wenig Datenpakete konzentrieren. Die aus der Literatur bekannten Mechanismen werden zu Beginn des Kapitels beschrieben und klassifiziert. Ferner wird die Funktionsweise eines im Rahmen dieser Arbeit entwickelten Mechanismus vorgestellt. Nach der Modellierung des direkten Ansatzes werden die verschiedenen Annahmemechanismen sowie die innerhalb eines *Connectionless Server* möglichen Vermittlungskonzepte miteinander hinsichtlich ihrer Verkehrsleistung und ihres Implementierungsaufwands verglichen.

Die vorliegende Arbeit schließt in Kapitel 7 mit einer Zusammenfassung der gewonnenen Ergebnisse und gibt einen Ausblick auf weiterführende Forschungsgebiete.



## Kapitel 2

# Datenkommunikation und Diensteintegration

### 2.1 Grundlagen der Datenkommunikation

#### 2.1.1 Datendienste

Ein Dienst umfaßt gemäß [77] die Gesamtheit der Funktionen, Protokolle und Eigenschaften, die für die Abwicklung einer bestimmten Kommunikation (Sprach-, Bild-, Text-, Datenkommunikation) zur Verfügung stehen. Zur Beschreibung eines Dienstes dienen Dienstmerkmale [77, 84], die den Dienst aus der Sicht des Benutzers charakterisieren.

Im Zusammenhang mit dieser Arbeit sind vor allem Datendienste von Interesse. Unter dem Begriff Daten werden Texte, kodierte Informationen, Festbilder und multimediale Dokumente zusammengefaßt. Multimediale Dokumente können dabei eine Kombination aller Informationsarten beinhalten. Ein wichtiges Merkmal eines Datendienstes ist die sogenannte Dienstgüte (*Quality of Service*, QoS), da hiermit die Qualität der Übermittlung, wie beispielsweise Datentransferzeiten, Transferzeitschwankungen oder Datenverlustwahrscheinlichkeiten, festgelegt werden kann. Aus der Dienstgüte lassen sich die Anforderungen der Datendienste an die Leistungsfähigkeit des Kommunikationsnetzes (Netzgüte) ableiten.

##### 2.1.1.1 Klassifizierung

Das Spektrum der Datendienste ist äußerst vielfältig. Tabelle 2.1 zeigt eine mögliche Klassifikation in Anlehnung an die ITU-T-Empfehlung I.211 [85].

Danach werden zunächst die Kategorien interaktive Dienste und Verteildienste unterschieden. Die ersteren gliedern sich weiter in

Kategorie	Klasse	Beispiele
interaktive Dienste	dialogorientiert	Terminaldienste, Hochgeschwindigkeits-Datendienste
	nachrichtenorientiert	<i>Mail</i> -Dienste ( <i>Text Mail, Voice Mail, ...</i> )
	Zugriff auf gespeicherte Information	Datenbankdienste, <i>Server</i> -Dienste ( <i>World Wide Web, ...</i> )
Verteil-dienste	ohne individuelle Präsentationskontrolle	Dokumenten-Verteildienste (elektronische Zeitungen, Zeitschriften, ...)
	mit individueller Präsentationskontrolle	Nachrichtendienste

Tabelle 2.1: Klassifikation heutiger und zukünftiger Datendienste entsprechend I.211

- dialogorientierte Dienste, gekennzeichnet durch einen bidirektionalen, dialogorientierten, Ende-zu-Ende Datenaustausch in Echtzeit,
- nachrichtenorientierte Dienste, die zusätzlich Zwischenspeicherungs-, Umwandlungs- oder Bearbeitungsfunktionen beinhalten, und
- Dienste für den Zugriff auf gespeicherte Informationen.

Verteildienste sind durch einen unidirektionalen Informationsfluß von einer zentralen Quelle an eine große Anzahl von Teilnehmern charakterisiert. Kann der Teilnehmer den Beginn und die Reihenfolge der angebotenen Information selbst bestimmen, so spricht man von einem Dienst mit individueller Präsentationskontrolle, im anderen Fall von einem Dienst ohne individuelle Präsentationskontrolle.

Die Datenkommunikation ist heutzutage noch vorwiegend durch interaktive Datendienste geprägt. Im lokalen Bereich haben sich durch die rasante Entwicklung auf dem Gebiet der Arbeitsplatzrechner breitbandige Datennetze etabliert, die vor allem für dialogorientierte Kommunikation, aber auch für Datenbank-, *Server*- und nachrichtenorientierte Dienste genutzt werden. Im Weitverkehrsbereich befindet sich die Datenkommunikation in einer Umbruchphase. Wurde der Verkehr dort in den letzten Jahren von schmalbandigen Anwendungen, wie dialogorientierten Terminaldiensten, bestimmt, so geht der Trend hier ebenfalls in Richtung breitbandiger Datenkommunikation. Vorangetrieben wird diese Entwicklung vor allem durch die Kopplung von Lokalen Netzen (vgl. Abschnitt 2.1.5) [182]. Aufgrund dieser

Veränderungen nimmt auch im Weitverkehrsbereich der Verkehrsanteil an nachrichtenorientierten Diensten und an Diensten für den Zugriff auf gespeicherte Informationen stark zu. Beispiele hierfür sind *Mail*- und *Server*-Dienste (*World Wide Web*, ...) [133].

### 2.1.1.2 Charakteristik des Datenverkehrs

Um Architekturen, Protokolle oder Mechanismen für Datenkommunikationsnetze im Hinblick auf ihre Leistungsfähigkeit bewerten zu können, ist es notwendig, die charakteristischen Merkmale des Datenverkehrs zu kennen. Datenverkehr zeichnet sich jedoch im Vergleich zum Sprachverkehr durch ein sehr breites Spektrum statistischer Eigenschaften aus [24, 56, 119, 121]. Obgleich in den letzten Jahren viele Messungen an lokalen Datennetzen durchgeführt wurden [56, 63, 102, 119, 120, 121, 154], gibt es verhältnismäßig wenig Meßergebnisse im Weitverkehrsbereich [24, 33, 132]. Ferner beziehen sich die meisten Studien auf den Gesamtverkehr und nur selten auf einzelne Kommunikationsbeziehungen [24, 33], wodurch nur beschränkte Rückschlüsse auf das statistische Verhalten einer Datenquelle möglich sind. Die Beschreibung einer Datenquelle mit wenigen aussagekräftigen Parametern ist daher immer noch Gegenstand aktueller Forschung.

Prinzipiell lassen sich jedoch zwei Verkehrstypen unterscheiden: Terminalverkehr und Dateitransferverkehr [24, 33, 110, 132]. Deren charakteristische Verkehrsflüsse sind in Bild 2.1 dargestellt.

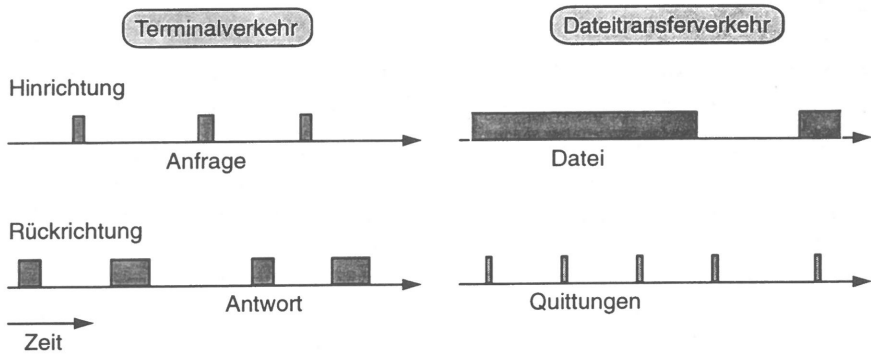


Bild 2.1: Typische Verkehrsflüsse bei Terminal- und Dateitransferverkehr (vereinfacht)

Terminalverkehr ist vereinfacht durch abwechselnde, in der Regel kurze Datenübertragungen in Form von Datenblöcken in Hin- (Anfrage) und Rückrichtung (Antwort) gekennzeichnet. Die mittleren Bitraten in beiden Richtungen sind relativ gering. Die Übertragungszeiten und die Zeitdauer zwischen Anfrage und dazugehöriger Antwort des Systems sollte kurz sein, wohingegen längere Pausen bis zur nächsten Anfrage auftreten können. Diese Pausen

spiegeln das Benutzerverhalten wieder, d.h. beispielsweise die Bedienzeit. Da Terminalverkehr normalerweise nur geringfügig vom Kommunikationsnetz beeinflusst werden sollte, sind die statistischen Eigenschaften im wesentlichen durch die darüberliegende Anwendung und das Benutzerverhalten bestimmt. Einer ersten Beschreibung von Terminalverkehr dienen somit die Länge der Datenblöcke, deren Ankunftsabstände für beide Verbindungsrichtungen und die Dauer einer Kommunikationsbeziehung.

Dateitransferverkehr entsteht dagegen bei der Übermittlung von Dateien zwischen Rechnern. Typisch hierbei ist der stark unsymmetrische Informationsfluß. Während in Hinrichtung teilweise sehr große Datenmengen mit möglichst hohen Bitraten übermittelt werden, ist die in Quittungen erhaltene Informationsmenge in Rückrichtung nur relativ gering. Die Quittungen sind nötig, um dem Sender die erfolgreiche Übermittlung von Teilen der Datei anzuzeigen. Sie werden im folgenden nicht weiter betrachtet. Bei Dateitransferverkehr wird die mittlere Übertragungsrate und somit auch die Transferdauer maßgeblich durch das darunterliegende Netz und die verwendeten Protokolle bestimmt. Demnach sind die vom Benutzer und der Anwendung abhängigen Parameter durch die Größe der Dateien, die Anzahl von Dateiübermittlungen pro Kommunikationsbeziehung und die Länge der Pausendauern zwischen zwei Übertragungen gegeben. Da die Dateien normalerweise in Form von mehreren Datenblöcken übertragen werden, die bis auf den letzten dieselbe Länge besitzen, ist auch die Datenblocklänge ein wichtiger Parameter.

Der Verkehr vieler Datendienste läßt sich nicht direkt diesen beiden typischen Klassen zuordnen. Er kann jedoch oft in Anteile aufgespalten werden, die dann die oben genannten Merkmale besitzen. Ein Beispiel dafür sind *Server*-Dienste. Dort besitzt die Steuerverbindung zum *Server* vorwiegend Terminalverkehrscharakteristik, wohingegen die abgerufene Information (Programme, Texte, Bilder, ...) auf dem *Server* in Form von Dateien vorliegen.

In Tabelle 2.2 sind die Verkehrsparameter einiger Datendienste zusammengestellt, die auch als Grundlage für die in dieser Arbeit durchgeführten Leistungsuntersuchungen dienen. Diese Parameter stellen das Ergebnis von Weitverkehrsmessungen im Internet dar [24, 33]. Der Datenverkehr resultiert dort aus Anwendungen, die auf der TCP/IP-Protokollfamilie basieren (vgl. Abschnitt 2.1.4.2). TCP/IP hat sich in den letzten Jahren sowohl im wissenschaftlichen als auch im geschäftlichen Bereich als Protokollfamilie für Weitverkehrs-Datenkommunikation durchgesetzt. Das Verkehrsaufkommen steigt aufgrund der zunehmenden Anzahl von Internetanschlüssen und neuer, attraktiver TCP/IP-Anwendungen sehr stark an [29, 133].

### 2.1.2 Verbindungskonzepte

Eine Verbindung stellt eine temporäre oder dauernde Kommunikationsbeziehung zwischen zwei oder mehreren Endpunkten eines Kommunikationsnetzes dar [111]. Sie besteht entweder

Dienst	Protokoll [29]	Verkehrstyp	Verkehrsparameter		
			mittlere Dateigröße / KByte	mittl. Anzahl von Datenübermittl. / Kbez <sup>1</sup>	max. Datenblocklänge <sup>2</sup> / Byte
Dateitransferdienst	FTP <sup>3</sup>	DVkr <sup>4</sup>	34.6	7.8	1024
Mail-Dienst	SMTP <sup>5</sup>	DVkr <sup>4</sup>	1.5	1	1024
			mittl. Kommunikationsdauer / min	mittl. Datenblockabstand / s	mittl. Datenblocklänge <sup>2</sup> / Byte
Terminaldienst	TELNET	TVkr <sup>4</sup>	11.6	1.4	24.8

<sup>1</sup> Kbez = Kommunikationsbeziehung

<sup>2</sup> nur Informationsfeld

<sup>3</sup> *File Transfer Protocol*, nur Datenverbindungen

<sup>4</sup> DVkr = Dateitransferverkehr (ohne Steuerdaten), TVkr = Terminalverkehr

<sup>5</sup> *Simple Mail Transfer Protocol*

Tabelle 2.2: Verkehrscharakteristik einiger Datendienste gemäß [33]

logisch oder physikalisch und ist im allgemeinen bidirektional. Je nachdem, ob beim Austausch von Information zwischen den Kommunikationspartnern eine Verbindung aufgebaut wird oder nicht, spricht man von verbindungsorientierter bzw. verbindungsloser Kommunikation.

Der Ablauf einer verbindungsorientierten Kommunikation läßt sich in die drei Phasen Verbindungsaufbau, Nachrichtenaustausch und Verbindungsabbau gliedern. Die Übermittlung von Benutzerinformationen findet in der Regel nur in der Nachrichtenaustauschphase statt. Der Verbindungsauf- und der Verbindungsabbau erfolgt mittels spezieller Steuerinformation (Signalisierung). Es können prinzipiell zwei Verbindungsarten realisiert werden:

- Bei einer **physikalischen Verbindung** wird beim Verbindungsaufbau für die Dauer der Kommunikationsbeziehung ein physikalischer Übertragungskanal zur exklusiven Nutzung bereitgestellt. Beispiele sind die Zuteilung einer Leitung aus einem Lei-

tungsbündel oder einer Zeitlage innerhalb eines Pulsrahmens bei synchronem Zeitmultiplex [12].

- Im Gegensatz dazu wird bei einer **virtuellen Verbindung** nur der Weg festgelegt, auf dem die einzelnen Datenblöcke dieser Verbindung das Netz durchlaufen. Dazu werden beim Verbindungsaufbau für die einzelnen Verbindungsabschnitte logische Kanalnummern vereinbart, deren Verkettung durch Tabelleneinträge in den Vermittlungsknoten gegeben ist. Dadurch wird erreicht, daß die Datenblöcke aufgrund der mitgeführten Kanalnummer schnell vermittelt werden können. Zudem können sich die Datenblöcke einer Verbindung nicht überholen. Die Übertragungskapazität eines Verbindungsabschnitts wird jedoch unter den bestehenden Verbindungen nach Bedarf dynamisch zugeteilt. Die unvermeidlichen Zugriffskonflikte müssen durch Pufferung gelöst werden.

Im Gegensatz zur verbindungsorientierten Kommunikation werden bei der verbindungslosen Kommunikation Datenblöcke, die in diesem Zusammenhang auch als Datagramme bezeichnet werden, einzeln von der Quelle zum Empfänger übermittelt. Dazu muß in jedem Datagramm die vollständige Zielinformation enthalten sein, die in jedem Vermittlungsknoten für die Wegesuche ausgewertet wird. Da die Datagramme im Netz unabhängig voneinander übermittelt werden, kann ihre Ankunftsreihenfolge beim Empfänger nicht gewährleistet werden. Sie muß somit beim Empfänger eventuell wiederhergestellt werden. Grundlage für die verbindungslose Kommunikation ist das im nächsten Abschnitt beschriebene Paketvermittlungsverfahren.

Physikalische und virtuelle Verbindungen können durch weitere Merkmale näher beschrieben werden. Wichtige Merkmale sind u. a. die Transferrate (konstant, variabel, ...), die Art des Verbindungsaufbaus (permanent, wählvermittelt, ...) und das Vermittlungsprinzip.

### 2.1.3 Vermittlungsprinzipien

Unter Vermittlung wird das wahlweise Herstellen von Verbindungen zwischen zwei Endpunkten des Kommunikationsnetzes verstanden [111, 128]. Die dafür verwendeten Verfahren basieren auf den Prinzipien der Durchschaltevermittlung und der Speichervermittlung.

Mit Durchschaltevermittlung wird das Vermittlungsverfahren bezeichnet, das bei physikalischen Verbindungen angewandt wird. Früher wurde dazu eine Leitung zwischen den beteiligten Endpunkten für die gesamte Verbindungsdauer geschaltet. In den heutigen durchschaltvermittelnden Netzen, wie im ISDN, wird das synchrone Zeitmultiplex zur simultanen Übertragung vieler Verbindungen auf einem gemeinsamen Übertragungsweg verwendet. Dabei wird die verfügbare Übertragungskapazität in zyklisch wiederkehrende Pulsrahmen unterteilt, die jeweils die gleiche Anzahl von Zeitschlitzen gleicher Dauer enthalten. Einem

Übertragungskanal, dem sogenannten Zeitkanal, ist nun immer derselbe Zeitschlitz jedes Pulsrahmens zugeordnet, wodurch sich eine konstante Kanalbitrate ergibt, die einer Verbindung während der gesamten Dauer zur exklusiven Nutzung zur Verfügung steht [12]. Für Datenverkehr, der durch sehr variable Bitratenanforderungen gekennzeichnet ist, führt die feste Zuteilung von Kanälen jedoch zu geringen Leitungsauslastungen.

Bei der Speichervermittlung werden die Nachrichten in Form von Datenblöcken abschnittsweise von einem Vermittlungsknoten zum nächsten bis zum empfangenden Kommunikationspartner übertragen. Die Datenblöcke werden in jedem der Vermittlungsknoten zwischengespeichert und mit Hilfe der im Kopf der Datenblöcke enthaltenen Zielinformation vermittelt. Enthält der Datenblock die gesamte Nachricht, so wird das Verfahren als Sendungsvermittlung bezeichnet. Im Gegensatz dazu werden die Nachrichten bei dem häufiger realisierten Prinzip der Paketvermittlung in kleinere Datenblöcke variabler und begrenzter Länge aufgeteilt und jeweils mit der entsprechenden Zielinformation versehen. Dadurch daß die einzelnen Kommunikationsbeziehungen hier nach Bedarf auf die Übertragungseinrichtungen zugreifen, können die Betriebsmittel bei der Speichervermittlung effizienter genutzt werden (Prinzip des statistischen Multiplexens). Aufgrund der begrenzten Speicherkapazität der Vermittlungsknoten sind jedoch Paketverluste möglich, die Fehlerbehebungsmaßnahmen im Netz oder in den Endsystemen der Kommunikationspartner erforderlich machen.

## 2.1.4 Protokollmodelle

### 2.1.4.1 Basis-Referenzmodell

Damit Systeme verschiedener Hersteller miteinander kommunizieren können, sind standardisierte Kommunikationsprotokolle notwendig. Deswegen wurde von der *International Organisation for Standardization*, ISO, ein von der konkreten Implementierung unabhängiges Basis-Referenzmodell für die Kommunikation offener Systeme (*Open Systems Interconnection*, OSI) definiert [76], das die vielfältigen Kommunikationsaufgaben in insgesamt sieben voneinander unabhängige Schichten gliedert. Die Prozesse, die innerhalb einer Schicht ablaufen, werden zu Instanzen zusammengefaßt. Instanzen können auf zwei verschiedene Arten miteinander kommunizieren. Zum einen können sie den Dienst der darunterliegenden Schicht desselben Systems durch den Austausch von Dienstprimitiven in Anspruch nehmen. Dadurch nimmt die Funktionalität des angebotenen Dienstes für die höheren Schichten zu. Andererseits können zwei Instanzen derselben Schicht, aber verschiedener Systeme, mit Hilfe von Protokolldateneinheiten (*Protocol Data Units*, PDUs) kommunizieren. Dies geschieht nach den festgelegten Regeln eines Protokolls.

Die Aufgaben der Schichten 5 bis 7, die zusammen als Verarbeitungssystem bezeichnet werden, sind am darüberliegenden Anwendungsprozeß orientiert. Sie stellen beispielsweise Funk-



Bild 2.2: Basis-Referenzmodell nach ISO

tionen zur Verbindungssteuerung, Darstellung der Daten oder Synchronisation der Kommunikation zur Verfügung.

Die unteren vier Schichten bilden zusammen das Transportsystem und garantieren den zuverlässigen Transport der Daten zwischen zwei Endsystemen unter Einhaltung der vom Anwendungsprozeß geforderten Dienstgüte. Eine wichtige Rolle spielt hierbei die Transportschicht. Sie spaltet die zu übermittelnden Daten in Datenblöcke mit vorgegebener maximaler Länge auf, die dann nacheinander zum empfangenden Endsystem transportiert werden. Um einen zuverlässigen Transport garantieren zu können, stellt diese Schicht auch Protokollmechanismen zur Reihenfolgesicherung, Datenflußsteuerung und Fehlerbehandlung bereit.

Zu den wesentlichen Aufgaben der Vermittlungsschicht zählen die Wegesuche und die Vermittlung von Datenblöcken<sup>1</sup> über Übertragungsabschnitte. Die dazu angebotenen Dienste können sowohl verbindungsorientiert als auch verbindungslos sein. Im verbindungslosen Fall müssen die Datenpakete nicht denselben Weg durch das Netz nehmen.

Die Sicherungsschicht ist für die Erkennung bzw. das Beheben von Übertragungsfehlern auf einem Übertragungsabschnitt zuständig. Bei Netzen mit einem gemeinsamen Übertragungsmedium werden hier die zwei Teilschichten *Logical Link Control*, LLC, und *Media Access Control*, MAC, unterschieden, wobei die MAC-Schicht das Medienzugriffsverfahren realisiert. In der Bitübertragungsschicht werden schließlich die mechanischen und elektrischen bzw. optischen Eigenschaften des Übertragungsmediums festgelegt.

<sup>1</sup>Datenblöcke werden innerhalb der Vermittlungsschicht auch als Datenpakete bezeichnet. Sie können Nutzinformation oder Steuerinformation enthalten.



### 2.1.4.2 TCP/IP-Protokollfamilie

Neben den von ISO standardisierten Protokollen gibt es eine Vielzahl anderer Kommunikationsprotokolle, die von Herstellern oder Forschungseinrichtungen definiert wurden. Zu diesen sogenannten Industriestandards gehört auch die TCP/IP-Protokollfamilie [29, 135, 135]. Sie wurde zu Beginn der 70er Jahre in den USA im Rahmen von Forschungsarbeiten der *Defense Advanced Research Projects Agency*, DARPA, definiert und entwickelt. Einen ersten Einsatz fand TCP/IP im ARPANET, einem Weitverkehrsnetz, aus dem später das Internet entstanden ist. Mittlerweile ist TCP/IP in sehr vielen kommerziellen Systemen implementiert und besitzt dadurch einen hohen Verbreitungsgrad.

Die TCP/IP-Protokollfamilie enthält Funktionen, die den OSI-Schichten 3 bis 7 entsprechen. Dies bedeutet, daß die Dienste der Schicht 3 auf unterschiedlichen Netztechnologien der OSI-Schichten 1 und 2 aufsetzen können (Ethernet, X.25, ATM, ...).

Innerhalb der Protokollfamilie unterscheidet man niedrigere Protokollfunktionen und Anwendungsprotokolle (höhere Protokolle). Zu den ersteren gehören IP, TCP und UDP.

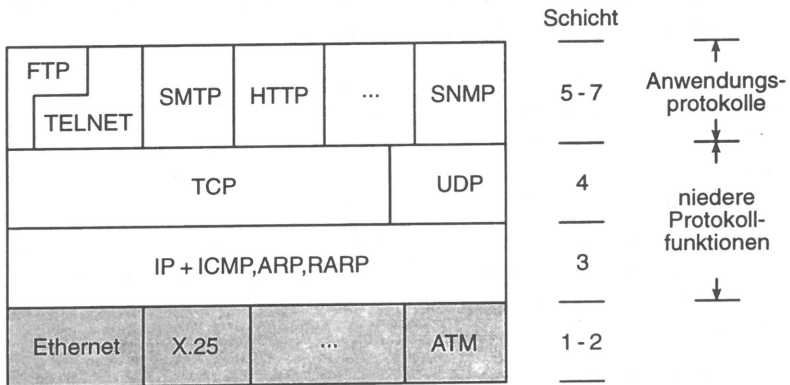


Bild 2.3: TCP/IP-Protokollarchitektur

Die Aufgaben des *Internet Protocol*, IP, entsprechen denen der OSI-Vermittlungsschicht. IP arbeitet verbindungslos und ohne Fehlersicherung. Um die Wegesuche durchführen zu können, ist eine Abbildung zwischen der Internet Adresse und der physikalischen Netzadresse notwendig. Dazu dienen das *Address Resolution Protocol*, ARP, bzw. das *Reverse Address Resolution Protocol*, RARP. Ferner ermöglicht das *Internet Control Message Protocol*, ICMP, den Austausch von Meldungen über aufgetretene Fehler im Netz. Deren Bearbeitung ist jedoch Aufgabe der höheren Schichten. Auf der Transportschicht definiert die Protokollfamilie einen verbindungslosen, unquittierten Datagrammdienst (*User Datagram Protocol*, UDP) und ein verbindungsorientiertes, zuverlässiges Transportprotokoll, das *Transmission Control*

*Protocol*, TCP. Die Funktionen von TCP umfassen u. a. eine Ende-zu-Ende Datenflußkontrolle mit Reihenfolgesicherung. Gewöhnlich ist TCP zusammen mit IP implementiert.

Die höheren Protokolle unterstützen Anwendungen wie interaktives Arbeiten auf entfernten Rechnern (TELNET), elektronische *Mail* (*Simple Mail Transfer Protocol*, SMTP), Dateitransfer (*File Transfer Protocol*, FTP) oder Netzmanagement (*Simple Network Management Protocol*, SNMP). Neben diesen klassischen Anwendungsprotokollen entstanden noch weitere Protokolle, die ebenfalls der TCP/IP-Protokollfamilie zugerechnet werden. Ein sehr bedeutender Vertreter ist das *Hyper Text Transfer Protocol*, HTTP, welches die Grundlage für das *World Wide Web* bildet.

### 2.1.5 Datenkommunikationsnetze

Aus dem Bedarf heraus, zwischen einzelnen Datenverarbeitungsanlagen Informationen auszutauschen, entstanden schon Ende der sechziger Jahre die ersten Rechnernetze. Seit dieser Zeit haben sich eine Vielzahl unterschiedlicher Datenkommunikationsnetze entwickelt, die sich hinsichtlich verschiedener Merkmale wie etwa Ausdehnung, Topologie, Vermittlungsprinzip oder Übertragungsgeschwindigkeit unterscheiden.

Durch die Entwicklung von leistungsfähigen und günstigen Arbeitsplatzrechnern spielen Lokale Netze (*Local Area Networks*, LANs) [10, 62] eine herausragende Rolle. Diese vor allem in der Bürokommunikation und der Fabrikautomatisierung eingesetzten Netze beschränkter Ausdehnung sind durch ein gemeinsames, breitbandiges Übertragungsmedium, eine meist bus- oder ringförmige Topologie und eine paketorientierte, verbindungslose Vermittlung gekennzeichnet. Den Zugriff auf das gemeinsame Übertragungsmedium regeln dezentral organisierte Zugriffsprotokolle (OSI-Schicht 2a). Der bekannteste Vertreter dieser Netze ist das sogenannte Ethernet. Es basiert auf CSMA/CD (*Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection*) [74] und besitzt eine typische Übertragungsrate von 10 Mbit/s. LANs haben sich im lokalen Bereich sehr schnell etabliert – es gibt heute mehrere Millionen Installationen weltweit –, und ihre Anzahl steigt rapide an [182].

Der technologische Fortschritt auf dem Gebiet der Lichtwellenleitertechnik führte zur Entwicklung von Hochgeschwindigkeits-LANs und sogenannten regionalen Netzen (*Metropolitan Area Networks*, MANs) [169] mit Übertragungsraten von 100 Mbit/s und mehr. MANs sind dabei für größere Ausdehnungen bis zu 100 km konzipiert und sind somit in der Lage, ganze Unternehmensstandorte bzw. Teile einer Stadt miteinander zu verbinden. Die hierbei verwendeten hybriden Vermittlungsverfahren integrieren die Prinzipien der Durchschalt- und der Paketvermittlung. Damit ist über diese Netze außer Daten- auch Sprach- und insbesondere Bewegtbildkommunikation möglich. Die häufigste Anwendung heutzutage besteht jedoch in der Kopplung von LANs, um verbindungslose Datenkommunikation auch über größere Entfernungen zu gewährleisten.

Parallel zur Einführung von Lokalen Netzen haben Betreiber öffentlicher Netze damit begonnen, spezielle Paketvermittlungsnetze aufzubauen. Diese Weitverkehrs-Datennetze besitzen hierarchische Strukturen, d. h. sie gliedern sich in zwei oder mehrere Netzebenen. Obwohl sich die traditionellen Netze der einzelnen Länder stark unterscheiden, basieren die meisten auf den ITU-T Empfehlungen X.25 [98] und X.28 [99] im Teilnehmeranschlußbereich bzw. auf X.75 [100] im Transitbereich. Sie unterstützen vor allem herkömmliche, schmalbandige Datendienste, wie beispielsweise Terminaldienste oder Dienste zum Transfer von Dateien. Das Datex-P-Netz [49] der Deutschen Telekom bietet hierbei Datenübertragungsraten bis zu 48 kbit/s an. Des weiteren ist die Datenpaketvermittlung heute auch über das Dienstintegrierende Digitalnetz (*Integrated Services Digital Network*, ISDN) [12, 82] möglich. Dazu werden die virtuellen Verbindungen zwischen den Kommunikationspartnern über ISDN-interne X.25-Vermittlungseinrichtungen aufgebaut.

Paketvermittlungsnetze basierend auf X.25 sind aufgrund der relativ aufwendigen Protokollmechanismen nur für geringe Bitraten geeignet. Da jedoch für eine leistungsfähige Kopplung von LANs bzw. MANs Spitzenbitraten im Bereich einiger Mbit/s benötigt werden, wurde *Frame Relay* [82, 97], basierend auf ISDN, entwickelt. Bei dieser Form der verbindungs- und paketerorientierten Vermittlung findet im Gegensatz zu X.25 im Datennetz keine abschnittsweise Fehlerbehebung und Flußkontrolle statt, wodurch höhere Bitraten und kleinere Verzögerungszeiten erreicht werden können. Ermöglicht wird das Vereinfachen der Netzprotokolle durch die sehr geringen Bitfehlerwahrscheinlichkeiten heutiger Übertragungsstrecken. Fehlerhafte Datenblöcke – sie können bei *Frame Relay* variable Länge besitzen und werden Rahmen genannt – werden in den Netzknoten verworfen und müssen durch Protokolle höherer Schichten wiederholt übertragen werden.

Neben den öffentlichen Netzen existiert eine Vielzahl anderer Weitverkehrs-Datenkommunikationsnetze. Hierbei ist vor allem das Internet [29] zu nennen. Das Internet, das aus einem der ersten Datennetze, dem ARPANET, entstand, stellt heutzutage das größte weltweite Datennetz dar. Es besteht aus einer Vielzahl von Einzelnetzen, die über Netzkoppeleinheiten miteinander verbunden sind. Die Kommunikation in und zwischen den einzelnen Netzen basiert, wie bereits in Abschnitt 2.1.4.2 erläutert, auf der TCP/IP-Protokollfamilie. Die Vermittlung erfolgt verbindungslos in Form von Datagrammen. Die Kommunikationssysteme sind meist an LANs angeschlossen, wodurch sich TCP/IP auch im lokalen Bereich durchgesetzt hat.

Wurde das Internet früher als reines Forschungsnetz betrieben, so wird es heute in stark zunehmenden Maße auch kommerziell genutzt. Aufgrund der steigenden Anzahl von Netzverbindungen wird sich das Internet in den nächsten Jahren weiter vergrößern [29, 133].

### 2.1.6 Verkehrsmanagement in heutigen Weitverkehrs-Datennetzen

Aufgrund des stark schwankenden Bitratenbedarfs bei Datenverkehr erlaubt die Paketvermittlung durch das Prinzip des statistischen Multiplexens ein effizientes und somit wirtschaftliches Auslasten der Übertragungskapazitäten. Im Gegensatz zur Durchschaltvermittlung kann es hier jedoch zu Überlastzuständen kommen, wenn die Summenbitrate des Datenverkehrs aufgrund der statistischen Schwankungen die verfügbare Übertragungskapazität für eine längere Zeitdauer übersteigt. Aus diesem Grund werden in Datennetzen außer den Funktionen zur Verbindungsannahme auch Mechanismen zur Datenflußsteuerung eingesetzt, die neben der Vermeidung von Überlast im Kommunikationsnetz auch die Anpassung der Übertragungsgeschwindigkeiten der Endsysteme zur Aufgabe haben. Bei der Datenflußsteuerung unterscheidet man prinzipiell zwischen Fenstermechanismen und Verfahren zur Ratenkontrolle.

Bei den Fenstermechanismen [29, 111, 160] wird die Anzahl der unquittierten Daten bzw. Datenblöcke auf einen maximalen Wert beschränkt. Daten werden als unquittiert bezeichnet, wenn dem sendenden Endsystem die fehlerfreie Übermittlung der Daten noch nicht bestätigt wurde. Implementiert werden können diese Mechanismen entweder abschnittsweise im Netz, wie auf Schicht 2 bei X.25, oder, wie bei TCP, zwischen den Endsystemen.

Die andere Möglichkeit der Flußkontrolle besteht in der Ratenbegrenzung des sendenden Endsystems. Im Falle von *Frame Relay* werden beispielsweise beim Verbindungsaufbau die maximal erlaubte mittlere Informationsrate (*Committed Information Rate*, CIR) und die dazugehörigen Toleranzgrenzen vereinbart und für die Dauer der Verbindung überwacht [86].

Die Effektivität dieser beiden Verfahren läßt sich noch steigern, indem ihre Parameter adaptiv an die momentane Netzauslastung angepaßt werden. Eine Möglichkeit dafür besteht in der expliziten Überlastanzeige durch den Vermittlungsknoten beim Überschreiten eines vorgegebenen Pufferfüllstands, wobei der Vermittlungsknoten ein Bit im Kopf des Datenblocks setzt [97, 101, 137]. Das empfangende Endsystem kann dann durch das Melden dieser Überlast innerhalb einer Quittung die Datenrate des sendenden Endsystems reduzieren.

## 2.2 Architektur und Protokolle des Breitband-ISDN

Der steigende Bedarf an breitbandiger Kommunikation hat auch im Weitverkehrsbereich die Entwicklung und den Einsatz neuer Technologien in Übertragungs- und Vermittlungssystemen stark vorangetrieben. Um hierbei eine einheitliche Entwicklung zu unterstützen,

wurden von ITU-TSS schon frühzeitig die wesentlichen Merkmale des zukünftigen, universellen Breitband-ISDN festgelegt [81], die eine Erweiterung der Konzepte des Schmalband-ISDN [80] darstellen. Dazu zählt vor allem die Integration von interaktiven Diensten und Verteildiensten jeglicher Art (Sprache, Daten, Bewegtbilder, Multimedia, ...), wodurch ein wirtschaftlicher Betrieb des Kommunikationsnetzes gewährleistet wird. Das Netz soll sowohl durchschalte- und paketvermittelte als auch verbindungsorientierte und verbindungslose Kommunikation unterstützen. Ferner sollen außer Punkt-zu-Punkt auch Punkt-zu-Mehrpunkt und *Broadcast*-Verbindungen möglich sein. Weitere wichtige Aspekte sind die Einbindung von Mobilkommunikation und das Bereitstellen von Funktionen zur Abwicklung von Mehrwertdiensten.

Aufgrund der unterschiedlichen Anforderungen heutiger Anwendungen bezüglich Übertragungsrate und Dienstgüte und der unvorhersehbaren Eigenschaften zukünftiger Dienste muß das verwendete Netzkonzept eine sehr hohe Flexibilität aufweisen. Deshalb wurde von ITU-TSS der Asynchrone Transfer-Modus als Übermittlungsverfahren empfohlen [80].

Im folgenden werden nur die für die vorliegende Arbeit wichtigen Aspekte des Asynchronen Transfer-Modus und des Breitband-ISDN erläutert. Für eine weitergehende Behandlung sei auf [67] verwiesen.

## 2.2.1 Das ATM-Übermittlungsverfahren

### 2.2.1.1 Prinzip

Der Asynchrone Transfer-Modus (*Asynchronous Transfer Mode*, ATM) stellt eine integrierte Lösung für die Übertragung und Vermittlung (Übermittlung) von Informationen dar. Er basiert auf der asynchronen Zeitmultiplextechnik (*Asynchronous Time Division Multiplexing*, ATD), bei der die Mehrfachausnutzung des Übertragungswegs durch das Aufteilen der Übertragungskapazität in Zeitschlitze erzielt wird. Diese können Datenblöcke konstanter Länge aufnehmen, die als Zellen bezeichnet werden. Die Zellen bestehen aus einem Informationsfeld und einem Kopffeld, das die netzinternen Steuerinformationen enthält. Da die Übertragung der Zellen asynchron stattfindet, kann der Zellabstand der einzelnen Kommunikationsbeziehungen an den momentanen Bitratenbedarf angepaßt werden.

Die Vermittlung erfolgt mittels virtueller Verbindungen auf der Basis der Paketvermittlungstechnik. Dazu dienen logische Kanalnummern im Kopffeld der Zelle. In einer ATM-Vermittlungsstelle wird aufgrund dieser logischen Kanalnummer ( $K_{log}$ ) die Zugehörigkeit zu einer bestimmten Verbindung erkannt. Die Zelle wird dann gemäß dem in der Steuertabelle enthaltenen Eintrag auf den richtigen abgehenden Übertragungsabschnitt ( $\ddot{U}_{absch}$ ) vermittelt. Ferner wird die neue logische Kanalnummer im Kopffeld eingetragen (vgl. Bild 2.4).

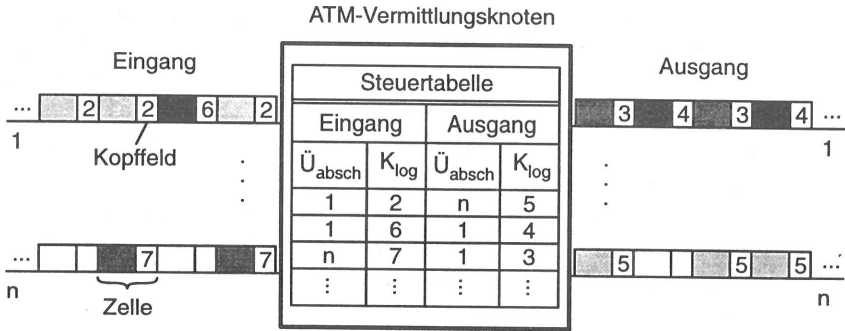


Bild 2.4: Prinzip der Zellvermittlung bei ATM

### 2.2.1.2 Konzept der virtuellen Pfade

In ATM-Netzen wird das Prinzip der virtuellen Verbindungen verfeinert und durch das Konzept der virtuellen Pfade [87, 150] in zwei logische Hierarchieebenen gegliedert. Ein virtueller Pfad (*Virtual Path*, VP) erlaubt es, mehrere virtuelle Kanäle (*Virtual Channels*, VCs) zu einem Bündel zusammenzufassen, das vom Netz einheitlich vermittelt und verwaltet wird. Dementsprechend besteht die logische Kanalnummer aus einer VC-Kennung (*Virtual Channel Identifier*, VCI) und einer VP-Kennung (*Virtual Path Identifier*, VPI). Die virtuellen Kanäle eines virtuellen Pfades besitzen denselben VPI und unterscheiden sich nur durch ihren VCI.

Zur weiteren Erläuterung werde eine VC-Verbindung zwischen zwei Endsystemen betrachtet. Diese besteht im allgemeinen aus mehreren VC-Verbindungsabschnitten, die jeweils durch einen VCI gekennzeichnet und durch VC/VP-Vermittlungsknoten logisch miteinander verbunden sind. Ein VC-Verbindungsabschnitt nutzt zusammen mit VC-Verbindungsabschnitten anderer VC-Verbindungen eine VP-Verbindung. Diese kann ihrerseits wiederum aus VP-Verbindungsabschnitten aufgebaut sein. Die Funktionalität eines VP-Vermittlungsknotens beschränkt sich auf die Vermittlung von ATM-Zellen auf VP-Ebene und das Übersetzen des VPI-Feldes, wobei der VCI unverändert bleibt. Schließlich kann ein physikalischer Übertragungskanal mehrere VP-Verbindungsabschnitte beinhalten.

Das Konzept der virtuellen Pfade besitzt sowohl für den Teilnehmer als auch für den Netzbetreiber eine Reihe von Vorteilen [164]. So beeinflussen netzinterne virtuelle Pfade beispielsweise den Aufbau von virtuellen (VC-)Verbindungen, da VP-Verbindungen hierbei wie physikalische Übertragungskanäle angesehen werden können. Es sind somit weniger Vermittlungsknoten direkt am Verbindungsaufbau beteiligt, wodurch die Verkehrslenkung vereinfacht und die Aufbauzeiten verkürzt werden. Ferner besitzt das Kommunikationsnetz aufgrund der Möglichkeit, das VP-Netz umzukonfigurieren, eine höhere Flexibilität und

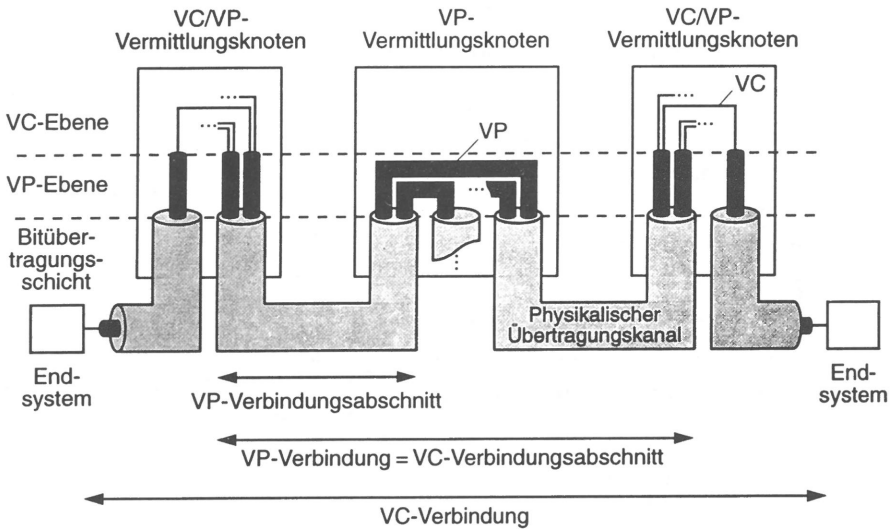


Bild 2.5: Zusammenhang zwischen virtuellen Verbindungen, virtuellen Pfaden und physikalischem Übertragungskanal

Ausfallsicherheit. Eine weitere wichtige Anwendung sind Virtuelle Private Netze (*Virtual Private Networks*, VPNs) zur Kopplung von lokalen Kommunikationsnetzen verschiedener Unternehmensstandorte [176].

## 2.2.2 Protokoll-Referenzmodell

In Anlehnung an das Basis-Referenzmodell für offene Kommunikationssysteme wurde von ITU-TSS in der Empfehlung I.321 [88] das Protokoll-Referenzmodell des Breitband-ISDN definiert. Wie in Bild 2.6 dargestellt, werden außer den Schichten auch folgende drei Ebenen unterschieden:

- Die **Benutzerebene** ist in Schichten strukturiert und umfaßt die Protokollfunktionen, die zur Übermittlung der Nutzinformationen notwendig sind. Dabei sind die Bitübertragungsschicht und die ATM-Schicht dienstunabhängig und werden gemeinsam mit der Steuerebene benutzt. Die ATM-Anpassungsschicht enthält jedoch dienstabhängige Funktionen und dient der Anbindung an die höheren Schichten.
- Die **Steuerebene** ist für den Auf- und Abbau und die Überwachung der virtuellen Verbindungen verantwortlich. Dies erfolgt mittels sogenannter Signalisierprotokolle.

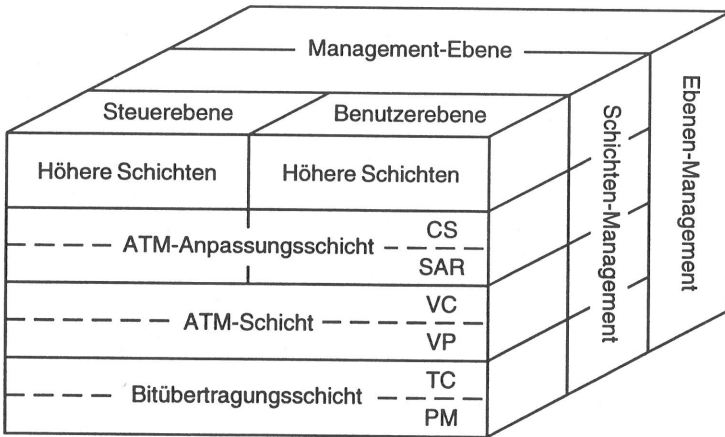


Bild 2.6: Protokoll-Referenzmodell des Breitband-ISDN

- Die **Managementebene** gliedert sich in zwei Teile. Das Schichtenmanagement ist hierarchisch strukturiert, verwaltet schichtspezifische Parameter und Betriebsmittel und stellt Protokolle zur Bearbeitung von Nachrichten für Betriebs- und Wartungsaufgaben bereit. Dagegen nimmt das Ebenenmanagement schichtübergreifende Funktionen wahr.

Die Funktionalität der unteren Schichten wird in den folgenden Abschnitten näher erläutert.

### 2.2.2.1 Bitübertragungsschicht

Die Bitübertragungsschicht ist in der ITU-T Empfehlung I.432 definiert [96] und hat die Aufgabe, die Funktionen zur Übertragung von ATM-Zellen über ein physikalisches Medium bereitzustellen. Sie ist in zwei Subschichten unterteilt, wobei die PM-Subschicht (*Physical Medium*, PM) für das Senden und den Empfang eines kontinuierlichen Bitstromes verantwortlich und somit vom physikalischen Medium abhängig ist. Die dazu notwendigen Funktionen umfassen Bitsynchronisation, Leitungskodierung und eine elektisch-optische Wandlung, falls, wie in den meisten Fällen, eine Glasfaser als Übertragungsmedium verwendet wird.

Die TC-Subschicht (*Transmission Convergence*, TC) erhält von der darüberliegenden ATM-Schicht Zellen und setzt diese in einen kontinuierlichen Bitstrom um. Auf der Empfangsseite werden die Zellen dann wieder aus dem ankommenden Bitstrom extrahiert. Für die Übertragung an der Benutzer-Netz-Schnittstelle (*User Network Interface*, UNI) wird von ITU-TSS entweder ein rein zellorientiertes Format [96] oder ein Rahmenformat auf der Basis der Synchronen Digitalen Hierarchie (*Synchronous Digital Hierarchy*, SDH) [79] empfohlen. Im Falle



von SDH muß das Rahmenformat auf der Sendeseite erzeugt, beim Empfang wiedergewonnen und der Zellstrom daran angepaßt werden. Die Übertragungsbitrate betrug bei beiden Optionen zunächst 155.520 Mbit/s oder 622.080 Mbit/s. Zwischenzeitlich sind jedoch auch niedrigere Bitratenwerte spezifiziert.

Des weiteren werden in der TC-Subschicht mit Hilfe des hier erzeugten HEC-Feldes (*Header Error Control*, HEC) die Funktionen zur Fehlerkorrektur und Zellsynchronisation ausgeführt. Um die Zellgrenzen zu bestimmen, wird der ankommende Bitstrom nach einem Kopffeld mit gültigem HEC-Feld durchsucht. Nach weiteren 6 aufeinanderfolgenden korrekt erkannten Zellköpfen wird dann von einer erfolgreichen Synchronisation ausgegangen. Zellen mit nicht behebbaren Fehlern werden verworfen und nicht an die ATM-Schicht weitergegeben. Schließlich werden in dieser Subschicht Leerzellen eingefügt und wieder entfernt, um die Zellrate der ATM-Schicht von der Zellrate des Übertragungssystems zu entkoppeln. Leerzellen sind durch einen speziellen Zellkopf gekennzeichnet.

#### 2.2.2.2 ATM-Schicht

Die ATM-Schicht ist unabhängig vom verwendeten Übertragungssystem und dient dem Transport von ATM-Zellen durch das Netz. Die dort angesiedelten Funktionen stehen allesamt in Zusammenhang mit dem Zellkopf, der, mit Ausnahme des HEC-Feldes, in der ATM-Schicht erzeugt und vor der Übergabe an die ATM-Anpassungsschicht wieder entfernt wird. Das Informationsfeld ist transparent und wird in der ATM-Schicht nicht bearbeitet.

Bei der Festlegung des Zellformats müssen mehrere Aspekte berücksichtigt werden. Für ein möglichst großes Informationsfeld sprechen eine höhere Übertragungseffizienz und die längere Zeitdauer, die für die Bearbeitung des Zellkopfes zur Verfügung steht. Dagegen verringern sich bei einem kurzen Informationsfeld sowohl der benötigte Pufferplatz innerhalb der Vermittlungseinrichtungen als auch die Paketierdauer in den Endsystemen. Dies hat vor allem auf Dienste mit niedrigen Bitraten sehr großen Einfluß, da in diesen Fällen die Paketierung einen signifikanten Anteil an der Gesamtverzögerung darstellt. Bei Sprachverbindungen können somit durch kleinere Informationsfelder größere Reichweiten ohne eine technisch aufwendige Echokompensation erzielt werden. ITU-TSS hat nach Abwägung dieser Kriterien die Länge des Informationsfeldes und des Zellkopfes auf 48 bzw. 5 Bytes<sup>2</sup> festgelegt [90].

Die in Bild 2.7 dargestellte Struktur des Zellkopfes [90] unterscheidet sich an der Benutzer-Netz-Schnittstelle (UNI) und der netzinternen Schnittstelle (*Network Node Interface*, NNI) durch das am UNI vorhandene Flußkontrollfeld (*Generic Flow Control*, GFC). Dieses Feld dient zur Steuerung des Verkehrsflusses beim Anschluß mehrerer Endsysteme an ein UNI, um die Netzgüte der einzelnen Verbindungen vom Teilnehmer zum UNI zu gewährleisten [83].

---

<sup>2</sup>Ein Byte entspricht einem Oktet.

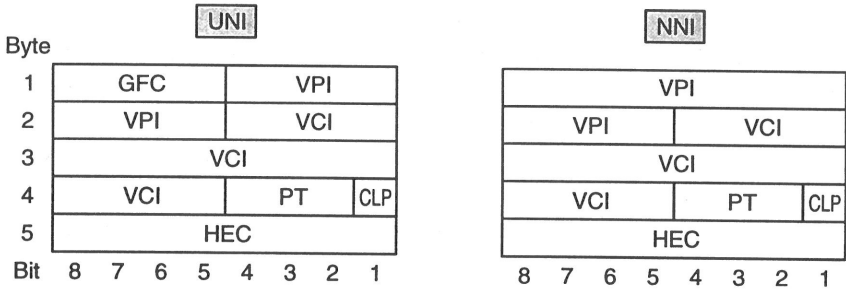


Bild 2.7: Formate des ATM-Zellkopfes am UNI und NNI

Den größten Teil des Zellkopfes belegt die logische Kanalnummer, die aus VCI und VPI gebildet wird. Die beiden Kennungen dienen neben der Vermittlung von Zellen auch dem Multiplexen bzw. Demultiplexen der Zellströme in den Vermittlungsstellen. Am UNI ist die Länge des VPI-Feldes um diejenige des GFC-Feldes verkürzt.

Das PT-Feld (*Payload Type*, PT) hat eine Länge von 3 Bits ( $e_2e_1e_0$ ) und zeigt durch die PT-Kennung (*Payload Type Identifier*, PTI) die Art der Zelle an. Es wird hierbei zwischen Benutzerzellen (PTI =  $0e_1e_0$ ), Zellen für Betrieb und Wartung (PTI =  $10e_0$ ) und Zellen zur schnellen Ressourcenzuteilung (PTI = 110, vgl. Abschnitt 2.2.3.5) unterschieden. Bei Benutzerzellen dient das zweite Bit ( $e_1$ ), wie in Abschnitt 2.2.3.6 näher ausgeführt, zur Anzeige einer expliziten Überlast im Netz, während das niederwertigste Bit ( $e_0$ ) höheren Protokollschichten zur Verfügung steht und beispielsweise vom Typ 5 der ATM-Anpassungsschicht (vgl. Abschnitt 2.2.2.3) verwendet wird.

Das Bit für die Zellverlustpriorität (*Cell Loss Priority*, CLP) kennzeichnet Zellen, die bei einer Überlast im Netz bevorzugt verworfen werden. Dieses Bit kann vom Benutzer gesetzt oder von netzinternen Funktionen verändert werden.

Der gesamte Zellkopf wird durch das abschließende HEC-Feld gegen Bitfehler gesichert. Das dabei verwendete Generatorpolynom ermöglicht das Beheben einzelner Bitfehler sowie das gleichzeitige Erkennen bestimmter Mehrfachbitfehler. Das HEC-Feld wird außerdem zur Erkennung der Zellgrenzen verwendet [96].

Außer durch das ATM-Kopffeld unterscheiden sich die ATM-Verbindungen auch durch die Zugehörigkeit zu einer der fünf ATM-Dienstklassen [3]. Sie stellen eine Zuordnung von Verbindungsmerkmalen zu einem entsprechenden Netzverhalten dar und dienen dazu, den unterschiedlichen Anforderungen der einzelnen Verbindungen bezüglich ihres Bitratenbedarfs bzw. ihren Dienstgüteanforderungen gerecht zu werden. Demzufolge unterscheiden sich auch die notwendigen Verkehrsmanagementfunktionen für jede ATM-Dienstkategorie. Die Verkehrsmanagementfunktionen sind ebenfalls der ATM-Schicht zugeordnet und werden in Abschnitt 2.2.3 näher beschrieben.

Merkmal		ATM-Dienstkategorie				
		CBR	rt-VBR	nrt-VBR	UBR	ABR
Verkehrsparameter	PCR	spezifiziert				
	SCR, MBS	n/a <sup>1</sup>	spezifiziert		n/a <sup>1</sup>	
	MCR	n/a <sup>1</sup>			spezifiziert	
Dienstgüteparameter	CTD, CDV	spezifiziert		nicht spez.		
	CLR	spezifiziert		nicht spez.	gering	
Weitere Merkmale	Flußkontrolle	nicht spez.			spezifiziert	

<sup>1</sup>nicht anwendbar

Tabelle 2.3: ATM-Dienstkategorien nach [3] (vereinfachte Tabelle)

Zunächst können die ATM-Dienstkategorien in zwei fundamentale Gruppen unterteilt werden: Kategorien mit und Kategorien ohne Echtzeitanforderungen.

Die beiden ATM-Dienstkategorien für Verkehr mit Echtzeitanforderungen sind durch begrenzte Ende-zu-Ende Zellverzögerungen (*Cell Transfer Delay*, CTD), kleine Zellverzögerungsschwankungen (*Cell Delay Variation*, CDV) und geringe Zellverluste (*Cell Loss Ratio*, CLR) charakterisiert. Je nachdem, ob der Zellstrom zeitlich konstante oder variable Bitratenanforderungen besitzt, wird er der CBR- (*Constant Bit Rate*, CBR) bzw. rt-VBR-Kategorie (*real-time Variable Bit Rate*, rt-VBR) zugeordnet. Verbindungen der CBR-Kategorie sind vollständig durch ihre Spitzenzellrate (*Peak Cell Rate*, PCR) beschrieben, während Verbindungen der rt-VBR-Kategorie zusätzlich durch die im Mittel durchsetzbare Zellrate (*Sustainable Cell Rate*, SCR) und die maximale Büschelgröße (*Maximum Burst Size*, MBS) charakterisiert sind. Beispiele für Dienste mit Echtzeitanforderungen sind PCM-kodierte Sprache (CBR) bzw. redundanz-reduzierte Bewegtbildkommunikation (rt-VBR).

Im Gegensatz zu den ersten beiden ATM-Dienstkategorien existieren für die anderen drei keine Vorgaben bezüglich der Zellverzögerungen oder der Zellverzögerungsschwankungen. Sie sind somit für Verkehr ohne Echtzeitanforderungen, wie beispielsweise für Datenverkehr, geeignet. Das Pendant zu rt-VBR stellt hier nrt-VBR (*non-real-time Variable Bit Rate*, nrt-VBR) dar. Diese Dienstkategorie besitzt bis auf die fehlenden Verzögerungsanforderungen dieselben Merkmale. ABR (*Available Bit Rate*, ABR) unterscheidet sich von nrt-VBR durch die geringeren Dienstgütegarantien im Hinblick auf die Zellverluste und die sich während der Verbindungsdauer ändernde erlaubte Zellrate. Diese Zellrate ist durch einen zwischen ATM-

Netz und den Benutzern spezifizierten Flußkontrollmechanismus (siehe Abschnitte 5.1 und 5.2.3) bestimmt. Die ABR-Dienstkategorie ist für Quellen gedacht, die die Übertragungsraten adaptiv an den Netzzustand anpassen können. Neben der Spitzenzellrate kann hier auch eine minimale Zellrate (*Minimum Cell Rate*, MCR) angegeben werden, die das ATM-Netz in jedem Fall garantiert. Die letzte und auch niederwertigste ATM-Dienstkategorie ist UBR (*Unspecified Bit Rate*, UBR). Sie besitzt keinerlei vereinbarte Dienstgüte. Da sich Zellraten immer auch in Bitraten umrechnen lassen, wird im folgenden wieder der Begriff Bitrate verwendet.

### 2.2.2.3 ATM-Anpassungsschicht

Die ATM-Anpassungsschicht (*ATM Adaptation Layer*, AAL) bildet das Bindeglied zwischen der dienstunabhängigen ATM-Schicht und den dienstspezifischen höheren Protokollschichten und ist an den Endpunkten von VC-Verbindungen implementiert. Sie hat daher prinzipiell zwei Aufgaben, die von den zwei dienstabhängigen Subschichten wahrgenommen werden [91]:

- Die Umsetzung der Protokoll-Dateneinheiten höherer Schichten in das Informationsfeld der ATM-Zellen und umgekehrt erfolgt in der **SAR-Subschicht** (*Segmentation and Reassembly*, SAR). Hier werden, je nach Protokolltyp, auch Zellverluste bzw. Zelleinfügungen erkannt.
- Für die Anpassung der Netzgüte an die Dienstgüte der angebotenen Dienste ist die **CS-Subschicht** (*Convergence Sublayer*, CS) verantwortlich. Dazu müssen beispielsweise die bei der Übermittlung von ATM-Zellen entstehenden Verzögerungsschwankungen ausgeglichen werden. Ferner sorgen hier Flußkontroll- und Fehlerbehandlungsmechanismen für einen bei manchen Diensten erforderlichen gesicherten Informationsaustausch (z. B. bei Signalisierverkehr).

Um die Anzahl der AAL-Protokolle zu begrenzen und trotzdem möglichst alle Dienste zu unterstützen, wurden von ITU-TSS in der Empfehlung I.362 [91] vier AAL-Dienstklassen definiert. Zur Klassifizierung dienen die Zeitbeziehung zwischen Sender und Empfänger, der Bitratenbedarf und der Verbindungstyp als Kriterien. Darüber hinaus wurden für diese Dienstklassen bislang fünf verschiedene AAL-Protokolltypen (AAL-Typen) spezifiziert [92].

Für die vorliegende Arbeit sind nur die Dienstklassen C und D relevant, da diese u. a. für verbindungsorientierte und verbindungslose Datenkommunikation verwendet werden. Die den beiden Klassen zugeordneten AAL-Protokolltypen 3/4 und 5 werden innerhalb der CS-Subschicht nochmals in zwei Subschichten aufgespalten. Die von allen Anwendungen der jeweiligen Dienstklassen gemeinsam benötigten Funktionen, wie das Erkennen fehlerhafter PDUs, werden in der CPCS-Subschicht (*Common Part Convergence Sublayer*, CPCS) wahrgenommen. Dienstspezifische Funktionen, wie Datenflußkontrolle oder Fehlerbehandlung, sind dagegen Aufgabe des darüberliegenden SSCS (*Service Specific Convergence Sublayer*,

	Klasse A	Klasse B	Klasse C	Klasse D
Zeitbeziehung	vorhanden		nicht vorhanden	
Bitrate	konstant	variabel		
Verbindungstyp	verbindungsorientiert			verbindungslos
AAL-Typ	1	2	3/4, 5	3/4, 5
Anwendungsbeispiel	Emulation durchschalteter Kanäle	Video oder Audio mit variabler Bitrate	<i>Frame Relay</i> über ATM	SMDS <sup>1</sup> , Datendienste basierend auf IP

<sup>1</sup> *Switched Multi-megabit Data Service*, vgl. Abschnitt 3.2.2

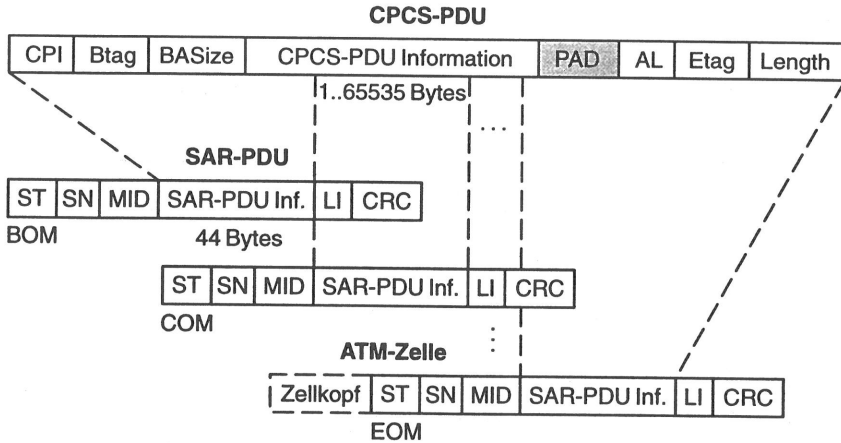
Tabelle 2.4: AAL-Dienstklassen und AAL-Typen gemäß [91, 92]

SSCS). Wie in der ATM-Schicht werden zur Abwicklung der AAL-Protokolle bestimmte Steuerfelder innerhalb der Protokolldateneinheiten benötigt.

Ursprünglich war der AAL-Typ 3 für verbindungsorientierte und der AAL-Type 4 für verbindungslose Dienste vorgesehen. Während ihrer Spezifikation wurde jedoch offensichtlich, daß sie sich in Funktion und Struktur sehr ähnlich sind, weshalb sie zu einem einzigen Typ 3/4 zusammengefaßt wurden. Die PDU-Formate dieses Typs sind in Bild 2.8 dargestellt.

Das Informationsfeld einer CPCS-PDU besitzt eine variable Länge bis zu maximal  $2^{16} - 1$  Bytes und wird von Steuer- und Kontrollfeldern an ihrem Kopf und Ende eingerahmt. Der Wert des CPI-Feldes (*Common Part Indicator*, CPI) dient als Multiplikator für die Werte des BAsize-Feldes (*Buffer Allocation Size*, BAsize) und des *Length*-Feldes. Für den hier betrachteten Fall, daß in jeder CPCS-PDU genau eine PDU einer höheren Schicht transportiert wird, besitzen beide Felder denselben Wert und geben zusammen mit dem CPI-Feld die Länge des Informationsfeldes der CPCS-PDU an. Der Empfänger kann somit gleich nach Erhalt der ersten SAR-PDU genügend Speicherplatz zum Zusammenfügen der CPCS-PDU bereitstellen. Die Btag- und Etag-Felder enthalten jeweils denselben Wert und werden ausschließlich zur Fehlererkennung verwendet. Aufgrund der einfacheren Verarbeitung werden sowohl das Informationsfeld, als auch die Gesamtlänge der Steuerinformation am Ende der CPCS-PDU durch das PAD- bzw. AL-Feld auf ein Vielfaches von 32 Bits erweitert.

Die CPCS-PDU wird von der SAR-Subschicht in Blöcke zu maximal 44 Bytes zerlegt und beim Empfänger aus den ankommenden SAR-PDUs (Segmenten) wieder zusammengesetzt.



CPI	Common Part Indicator	(1 Byte)	MID	Multiplexing	(10 Bits)
Btag	Beginning Tag	(1 Byte)	LI	Length Indication	(6 Bits)
BASize	Buffer Allocation Size	(2 Bytes)	CRC	Cyclic Redundancy	(10 Bits)
PAD	Padding	(0..3 Bytes)	Check	Check	
AL	Alignment	(1 Byte)	Inf.	Information	
Etag	End Tag	(1 Byte)	BOM	Beginning of Message	
Length		(2 Bytes)	COM	Continuation of Message	
ST	Segment Type	(2 Bits)	EOM	End of Message	
SN	Sequence Number	(4 Bits)			

Bild 2.8: SAR- und CPCS-PDU Format des AAL-Typ 3/4 gemäß [92]

Mit Hilfe des ST-Feldes (*Segment Type*, ST) kann hierbei zwischen dem ersten (*Beginning of Message*, BOM), einem mittleren (*Continuation of Message*, COM) und dem letzten Segment (*End of Message*, EOM) einer CPCS-PDU unterschieden werden. Segmente, die die gesamte CPCS-PDU enthalten, werden als *Single Segment Message*, SSM, gekennzeichnet. Da bei langen CPCS-PDUs viele mittlere Segmente entstehen, besitzen alle Segmente eine Folgenummer (*Sequence Number*, SN), die beim Empfänger die einfache Erkennung von Zellverlusten ermöglicht.

Falls das Informationsfeld, wie beim letzten Segment, nur teilweise mit Daten der CPCS-PDU gefüllt ist, werden alle übrigen Bits auf 0 gesetzt. Um dies dem Empfänger anzuzeigen, wird die genutzte Länge im LI-Feld (*Length Indicator*, LI) kodiert. Ferner können mehrere AAL-Verbindungen dieselbe ATM-Verbindung nutzen, wobei die Segmente verschiedener CPCS-PDUs durch das MID-Feld (*Multiplexing Identifier*, MID) unterschieden werden. Das abschließende Prüffeld (*Cyclic Redundancy Check*, CRC) sichert das Kopf- und Informationsfeld und das LI-Feld.

Aus den bisherigen Ausführungen sind die Komplexität und der damit verbundene Implementierungsaufwand des AAL-Typ 3/4 ersichtlich. Daher wurde vor allem von Seiten der Endgerätehersteller ein AAL-Typ 5 vorgeschlagen, der die Funktionalität der Anpassungsschicht auf das Notwendigste begrenzt. Bei diesem AAL-Typ enthält die SAR-PDU keine zusätzlichen Kontroll- bzw. Steuerinformation, wodurch pro Segment die gesamten 48 Bytes für CPCS-Daten zur Verfügung stehen. Als Konsequenz daraus muß die Länge einer CPCS-PDU ein Vielfaches von 48 Bytes betragen. Ferner wird in der SAR-Subschicht keine Multiplexfunktion unterstützt, weshalb die Segmente der CPCS-PDUs nicht ineinander verschachtelt übertragen werden können. Da beim AAL-Typ 5 auch kein ST-Feld vorhanden ist, zeigt hier das niederwertigste Bit des PT-Feldes in der ATM-Schicht das letzte Segment einer CPCS-PDU an. Trotz dieser Verletzung des Schichtungsprinzips wurde der AAL-Typ 5 aufgrund seiner Einfachheit und Effizienz von ITU-TSS übernommen [92].

**CPCS-PDU**

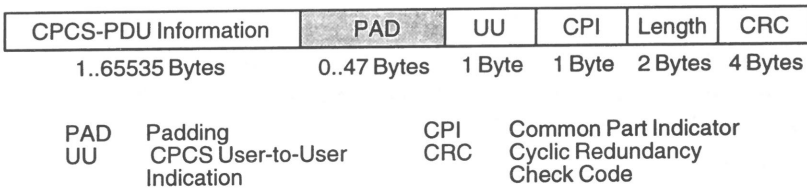


Bild 2.9: CPCS-PDU Format des AAL-Typ 5 nach ITU-T-Empfehlung I.363

Auch das Format der CPCS-PDU ist in diesem Fall ebenfalls weniger komplex, wie Bild 2.9 zeigt. Damit die Länge der CPCS-PDU ein Vielfaches von 48 Bytes beträgt, ist hier ein bis zu 47 Bytes langes PAD-Feld notwendig. Die Unterscheidung des PAD vom Informationsfeld der CPCS-PDU wird durch die Längenangabe im *Length*-Feld möglich, welches gleichzeitig den Verlust oder das Einfügen von Zellen erkennen läßt. Das UU-Feld (*User-to-User Indication*, UU) erlaubt den transparenten Austausch einer zusätzlichen Benutzerkennung für höhere Protokollschichten. Schließlich entsprechen die Funktionen des CPI- und CRC-Feldes denjenigen des AAL 3/4.

**2.2.3 Verkehrsmanagement in ATM-Netzen**

Das ATM-Prinzip erlaubt eine flexible, an den momentanen Bedarf einer Kommunikationsbeziehung angepaßte Bitratenzuteilung. Die Überlagerung der Zellströme von Diensten mit variabler Bitratencharakteristik führt hierbei zur Ausmittelung der Bitratenschwankungen auf dem Übertragungskanal. Dadurch kann das Netz im Vergleich zur Durchschaltvermittlung höher ausgelastet und somit wirtschaftlicher betrieben werden. Andererseits ist durch die statistische Inanspruchnahme der Netzressourcen eine Überschreitung der zur Verfügung

stehenden Übertragungskapazität möglich. Dies kann die Dienstgüte der bestehenden Verbindungen in einer nicht zu tolerierenden Art und Weise beeinträchtigen.

Folglich ist im ATM-Netz ein Verkehrsmanagement notwendig, das in erster Linie die Aufgabe hat, die Netzgüte in Bezug auf Zellverluste und -verzögerungen zu gewährleisten, um dem Benutzer die gewünschte Dienstgüte garantieren zu können. Zusätzlich soll die Auslastung des Netzes optimiert werden, was in gewisser Weise im Widerspruch zur ersten Zielsetzung steht.

Die in heutigen Datennetzen eingesetzten Verkehrsmanagementfunktionen können nicht unverändert auf ATM-Netze übertragen werden. Dies läßt sich durch die unterschiedlichen Dienstgüteanforderungen von Echtzeit- und Datendiensten und durch die wesentlich höheren Übertragungsraten begründen. Dennoch bilden einige, vor allem von *Frame Relay* her bekannte Verfahren zur Ratenkontrolle oder Überlastbehandlung Grundlage für das Verkehrsmanagement in ATM-Netzen. Sie müssen jedoch in geeigneter Weise modifiziert und durch neue Verfahren ergänzt werden.

Das in der ITU-T-Empfehlung I.371 [94] und der UNI-Spezifikation des ATM-Forums [3] dargestellte Verkehrsmanagementkonzept unterscheidet zwei Bereiche. Zum einen sind Funktionen zur **Verkehrssteuerung** erforderlich, die Überlastsituationen im Netz vermeiden sollen. Dazu gehören

- die Zellverlustkontrolle,
- die Quellfußkontrolle,
- die Verbindungsannahmesteuerung,
- Funktionen zur Formung des Verkehrs,
- die schnelle Ressourcenzuteilung und
- die Verwaltung der Netzressourcen.

Die genannten Funktionen steuern den Verkehr mit Zeitkonstanten im Bereich zwischen Mikrosekunden (Zellverlustkontrolle) und Stunden bzw. Tagen (Verwaltung der Netzressourcen) und müssen in hierarchischer Weise zusammenwirken. Dies bedeutet, daß Kontrollmechanismen mit größeren Zeitkonstanten auf denjenigen mit kleineren aufbauen und deren Auswirkungen auf den Verkehrsfluß mit berücksichtigen.

Aufgrund unvorhersehbarer statistischer Verkehrsschwankungen oder durch den Ausfall einer Netzkomponente können jedoch auch Zustände auftreten, in denen die geforderte Netzgüte nicht mehr eingehalten werden kann. Um diese sogenannten Überlastsituationen in ihrer Intensität, Dauer und Ausbreitung zu begrenzen und das Netz wieder in den normalen Betriebszustand zu überführen, sind zusätzliche Mechanismen zur **Überlastbehandlung** unumgänglich.



In [3, 94] wurden hierfür

- das selektive Verwerfen von Zellen und
- die explizite Überlastanzeige

spezifiziert.

Darüber hinaus sind in letzter Zeit im Zusammenhang mit der Integration von Datendiensten weitere Vorschläge für ein effizientes Verkehrsmanagement erarbeitet worden. Hier sind vor allem vom FIFO-Prinzip<sup>3</sup> (*First In First Out*, FIFO) abweichende Abfertigungsdisziplinen des Zellpuffers und das selektive Verwerfen von Zellen ganzer Protokolldateneinheiten höherer Schichten zu nennen.

In den folgenden Abschnitten werden die im Rahmen der vorliegenden Arbeit wichtigen Funktionen des Verkehrsmanagements näher beschrieben. Ferner werden die Verbindungsannahmesteuerung und die Quellflußkontrolle erläutert, da sie als einzige Funktionen obligatorisch sind. Für umfassendere Betrachtungen sei hier auf die weiterführende Literatur verwiesen [5, 45, 46, 141, 148].

### 2.2.3.1 Zellverlustkontrolle

Heutige und zukünftige Dienste stellen sehr unterschiedliche Anforderungen in Bezug auf die Zellverlustwahrscheinlichkeiten. Während Sprach- und qualitativ niedrige Bewegtbildkommunikation relativ robust gegenüber Zellverlusten sind, sollten bei vielen Datendiensten möglichst gar keine Übermittlungsfehler auftreten. Das einheitliche Behandeln aller Zellen würde somit zu einer nicht optimalen Auslastung der Netzressourcen führen, da sich die Verkehrssteuerung an den Diensten mit den höchsten Güteanforderungen orientieren müßte.

Daher werden in der ATM-Schicht mit Hilfe des CLP-Bits im Zellkopf explizit zwei Prioritätsklassen unterschieden, wobei die Zellen mit der niedrigeren Priorität im ATM-Netz bevorzugt verworfen werden. Die Festlegung der Priorität erfolgt entweder auf Verbindungsebene oder separat für jede einzelne Zelle. Die individuelle Kennzeichnung der Zellen einer Verbindung, wie sie beispielsweise bei bestimmten Videokodierverfahren angewandt wird [61], ermöglicht hierbei die Unterscheidung zwischen wesentlicher und weniger wichtiger Information.

Das Prioritätsbit kann auch dazu verwendet werden, diejenigen Zellen als niederprior zu markieren, die die beim Verbindungsaufbau vereinbarten Parameter nicht einhalten. Somit könnte ein Endsystem, das die Verkehrscharakteristik des zu sendenden Zellstromes nicht kennt, gar keine Ressourcen in Form von Bitrate oder Puffer im ATM-Netz reservieren, worauf alle ins ATM-Netz gesendeten Zellen als niederprior Zellen gekennzeichnet würden. Diese Verwendung des CLP-Bits wurde in der Literatur als eine Möglichkeit zur Unterstützung

---

<sup>3</sup>Bei FIFO werden die Zellen entsprechend ihrer Ankunftsreihenfolge aus dem Puffer entnommen.

von verbindungsloser Datenkommunikation diskutiert (vgl. Abschnitt 5.1). Prinzipiell gesehen ist diese Art der Vorgehensweise standardkonform [3, 94], da das ATM-Netz für die niedere Priorität keine Zellverlustwahrscheinlichkeiten garantiert. Andererseits besitzen die Datendienste in diesem Fall auch keinerlei Dienstgüte.

Verlustprioritäten lassen sich auf sehr unterschiedliche Art und Weise realisieren. Für einen Überblick über die verschiedenen Mechanismen sei beispielsweise auf [105, 108] verwiesen. Diese Literaturstellen enthalten auch eine Leistungsbewertung und eine Abschätzung des mit den jeweiligen Mechanismen verbundenen Implementierungsaufwands.

### 2.2.3.2 Quellflußkontrolle

Die Quellflußkontrolle (*Usage Parameter Control*, UPC) hat die Aufgabe, die Einhaltung der beim Verbindungsaufbau vereinbarten Parameter am Netzzugang zu überwachen und die Gültigkeit des VCI- und VPI-Feldes zu überprüfen [3, 94]. Sie schützt das Netz somit vor einem absichtlichen oder unabsichtlichen Fehlverhalten der Benutzer, und verhindert, daß zusätzlicher Verkehr die Netzgüte beeinträchtigen und damit andere Verbindungen stören kann. Darüber hinaus wird diese Funktion auch zur Überwachung des Verkehrs innerhalb des Netzes eingesetzt (*Network Parameter Control*, NPC), vor allem dann, wenn es sich um eine Schnittstelle zwischen zwei Netzknoten unterschiedlicher Betreiber handelt.

Wird eine Parameterüberschreitung erkannt, so wird die entsprechende Zelle entweder verworfen oder mit Hilfe des CLP-Bits als Zelle mit niederer Priorität gekennzeichnet. Bei außergewöhnlichen Parameterverletzungen kann die Verbindung auch abgebrochen werden. Das Fehlverhalten der Benutzer kann sowohl aus wirtschaftlichem Interesse geschehen als auch durch fehlerhafte Endgeräte begründet sein.

Aus der gestellten Aufgabe ergeben sich eine Reihe von Anforderungen für einen geeigneten Mechanismus. Ein wichtiges Kriterium ist hierbei das korrekte und möglichst schnelle Erkennen einer unerlaubten Parameterabweichung. Andererseits sollen Zellen einer Quelle, die sich an die vereinbarten Parameter halten, nur mit einer sehr geringen Wahrscheinlichkeit verworfen werden. Da die Überwachung des Verkehrsflusses in Echtzeit und für jede VC- bzw. VP-Verbindung getrennt erfolgen muß, sollte der Mechanismus zudem einfach sein und kostengünstig implementiert werden können.

Die ersten Vorschläge für geeignete Verfahren zielten darauf ab, die Verbindungsparameter, wie maximale Zellrate, mittlere Zellrate oder maximale Büscheldauer exakt zu überwachen. Die durchgeführten Studien haben jedoch gezeigt, daß es prinzipiell nicht möglich ist, statistische Größen wie Mittelwerte innerhalb der geforderten kurzen Zeitintervalle mit ausreichender Genauigkeit zu erfassen [138, 139, 168]. Ferner besteht das Problem, daß die Quellflußkontrolle aus Sicherheitsgründen im Einflußbereich des Netzbetreibers liegen muß,

wodurch die in den Zugangsnetzen entstehenden Zellverzögerungsschwankungen (*Cell Delay Variation*, CDV) zu zusätzlichen Ungenauigkeiten führen [65, 72, 126, 145].

Daher wurden sowohl von ITU-TSS als auch vom ATM-Forum zwei äquivalente Algorithmen (*Continuous-state Leaky Bucket Algorithm* und *Generic Cell Rate Algorithm*, GCRA) spezifiziert, die jeweils festlegen, ob der Ankunftszeitpunkt einer Zelle innerhalb der vereinbarten Toleranzgrenzen für den überwachten Verkehrsparameter liegt [3, 94]. Dieser Test für ein konformes Ankunftsverhalten stellt zwar keine Standardisierung des Quellflußkontrollverfahrens dar, legt seine Verwendung jedoch nahe. Die Entscheidung, genau diese Algorithmen zu wählen, läßt sich dadurch begründen, daß der ursprünglich zeitdiskrete *Leaky Bucket*-Mechanismus von Turner [167] die obigen Anforderungen am besten erfüllt [138]. Des weiteren ist er äußerst flexibel und gestattet die Überwachung verschiedener Verkehrsparameter.

### 2.2.3.3 Verbindungsannahme

Der Verbindungsannahme (*Connection Admission Control*, CAC) kommt in ATM-Netzen eine wesentlich größere Bedeutung zu als in durchschaltevermittelten Netzen, da sich die Verbindungen gegenseitig beeinflussen können. Sie entscheidet abschnittsweise über die Annahme von VC- und VP-Verbindungen, wobei die Dienstgüte der neuen und der bereits bestehenden Verbindungen in jedem Fall sichergestellt werden muß [3, 94]. Zusätzlich zu den geforderten Dienstgüteparametern benötigt die Verbindungsannahme die Verkehrsparameter der neuen Verbindung, die dann von der Quellflußkontrolle überwacht werden.

Die einfachste Möglichkeit der Verbindungsannahme basiert auf der Zuteilung von Netzressourcen zur ausschließlichen Nutzung durch die jeweilige Verbindung. Ein Beispiel hierfür ist die Spitzenbitratenzuteilung, bei der lediglich darauf geachtet wird, daß die Summe der Spitzenbitraten aller Verbindungen eine vorgegebene Auslastungsgrenze nicht übersteigt. Diese Grenze muß aufgrund der asynchronen Zellankünfte kleiner als die Übertragungsbitrate der Leitung gewählt werden [108, 141].

Um die Auslastung des ATM-Netzes zu erhöhen, sollten nach dem Prinzip des statistischen Multiplexens bei Diensten mit variabler Bitrate mehr Verbindungen angenommen werden, als es die Zuteilung der Spitzenbitrate eigentlich erlaubt. Dies kann vor allem bei interaktiven Datendiensten zu größeren Auslastungsgewinnen führen, da der Datenstrom hier in der Regel durch längere Denkpausen unterbrochen ist. Hierfür wurden zahlreiche Verfahren vorgeschlagen und auf ihre Leistungsfähigkeit hin untersucht [73, 108, 174]. Das Hauptproblem besteht generell darin, daß die Verkehrsquelle ihr statistisches Verhalten durch weitere Parameter beschreiben muß, welche für das Annahmeverfahren von Nutzen sind und darüber hinaus von der Quellflußkontrolle überwacht werden können. Ferner ist bei der Optimierung

der Auslastung stets darauf zu achten, daß die dadurch entstehende Verschlechterung der Dienstgüte in einem tolerierbaren Bereich bleibt.

Die im letzten Abschnitt gemachten Überlegungen gelten in ähnlicher Form auch für die Zuteilung von Puffer anstelle von Bitrate.

Die Wegesuche gehört ebenfalls zu den Aufgaben der Verbindungsannahme. Sie erfolgt abschnittsweise, wobei aus den verschiedenen Möglichkeiten nach bestimmten Kriterien der geeignetste Weg ausgewählt werden sollte. Neben den bekannten Lastkriterien [44] müssen bei ATM-Netzen auch andere Aspekte berücksichtigt werden. So ist es beispielsweise sinnvoll, die verschiedenen Verbindungen eines Multimedia-Rufes über denselben Weg durch das Netz zu führen.

#### **2.2.3.4 Formung des Verkehrs**

Unter Verkehrsformung werden alle Mechanismen zusammengefaßt, die die Verkehrscharakteristik der Zellströme einer VC- bzw. VP-Verbindung ändern [3, 94]. Dabei muß natürlich die Reihenfolge der Zellen einer Verbindung beibehalten werden. Diese Funktion ist optional und kann sowohl vom Benutzer als auch vom Netzbetreiber eingesetzt werden, um letztendlich Kosteneinsparungen zu erzielen.

Der Einsatz der Verkehrsformung beim Benutzer dient dem Zweck, die Charakteristik des Zellstromes an die Parameter der Quellflußkontrolle anzupassen [149], um von vornherein zu vermeiden, daß Zellen am Netzzugang verworfen werden. Folglich kann der Teilnehmer kostengünstigere Tarife wählen. Bei Datendiensten kann die benötigte Bitrate beispielsweise durch einen zusätzlichen Puffer im Endsystem oder am Netzzugang über ein kurzes oder auch längeres Zeitintervall ausgemittelt werden, wodurch sich die Spitzenbitrate verringert [57, 140, 144]. Die damit verbundenen Verzögerungen sollten jedoch vom jeweiligen Dienst noch tolerierbar sein. Bei echtzeitkritischen Diensten, wie beispielsweise bei Bewegtbildkommunikation, sind die Einflußmöglichkeiten deutlich mehr eingeschränkt. Hier können die auftretenden Verkehrsschwankungen eigentlich nur durch adaptive Kodieralgorithmen abgeschwächt werden. Dies führt zwar zu einer Verminderung der Dienstgüte, die in der Regel jedoch deutlich geringer ist als bei unkontrolliertem Verwerfen der Zellen im Netz.

Mechanismen zur Verkehrsformung können auch vom Netzbetreiber eingesetzt werden. Ein Beispiel hierfür sind Vermittlungsknoten mit großen Puffern, die zur effizienteren Nutzung der Übertragungskapazitäten bei hochbitratigen Datendiensten benötigt werden (siehe Abschnitt 5.4.4). In diesem Fall sind Funktionen zur Verkehrsformung am Ein- und/oder am Ausgang des Vermittlungsknotens erforderlich [143, 155]. Sie haben die Aufgabe, die Koppelnetze vor Überlastung zu schützen und die maximale Zellrate der abgehenden VC- bzw. VP-Verbindungen zu gewährleisten.

### 2.2.3.5 Schnelle Ressourcenzuteilung

Datendienste, die im Zusammenhang mit der Kopplung von lokalen bzw. regionalen Rechnernetzen stehen, stellen eine der ersten und auch wichtigsten Anwendungen während der Einführung von ATM-Netzen dar [11, 16, 38, 52]. Der hierbei entstehende Datenverkehr ist teilweise extrem büschelförmig – d. h. die Datenübertragungsphasen sind durch verhältnismäßig lange Pausen getrennt – und kann zudem sehr hohe Spitzenbitraten aufweisen [56, 121, 120].

Viele dieser Datenverkehrsströme können zwar größere Verzögerungen tolerieren, sie sind jedoch oft sensitiv gegenüber Zellverlusten. Ferner haben Untersuchungen gezeigt, daß bei dieser Art von Verkehrscharakteristik einfaches statistisches Multiplexen mit kleinen Puffern zu niedrigen Netzauslastungen führt, falls geringe Zellverlustwahrscheinlichkeiten vorausgesetzt werden [17, 41, 54, 108, 143]. Diese Feststellungen führten zur Entwicklung von Protokollen zur schnellen Ressourcenzuteilung (*Fast Resource Management*, FRM).

FRM-Protokolle stellen die zur Vermittlung notwendigen Netzressourcen nicht für die gesamte Verbindungsdauer, sondern nur für die eigentliche Dauer der Übermittlung bereit. Sie legen daher beim Verbindungsaufbau lediglich den Weg durch das Netz fest. Soll nun beispielsweise eine Datei übermittelt werden, so reserviert das sendende Endsystem die gewünschte Bitrate oder Puffergröße mit Hilfe von RM-Zellen (*Resource Management*, RM) in den Netzknoten entlang der Verbindung. Die RM-Zellen sind durch eine bestimmte Bitkombination im PT-Feld des Zellkopfes gekennzeichnet und können daher mit Hilfe schneller Hardware ausgewertet werden. Während der Datenübermittlung bleiben die Netzressourcen den einzelnen Verbindungen fest zugeteilt, oder sie können an die Bedürfnisse der Endsysteme bzw. der Netzknoten angepaßt werden. Dies wird durch periodisches Einfügen der RM-Zellen in den Benutzerzellstrom erreicht. Nach erfolgreicher Datenübermittlung gibt das Protokoll die belegten Ressourcen wieder frei.

Dieses zum ersten Mal in [73] veröffentlichte Prinzip ermöglicht sehr viel kürzere Reservierungsdauern als bei herkömmlicher Signalisierung [129]. Im Weitverkehrsbereich sind sie im wesentlichen durch die physikalischen Laufzeiten bestimmt.

Für die schnelle Ressourcenzuteilung existieren mehrere Protokollvarianten. Sie werden in Kapitel 5 detailliert beschrieben, klassifiziert und in Bezug auf ihre Leistungsfähigkeit und ihren Implementierungsaufwand miteinander verglichen.

### 2.2.3.6 Explizite Überlastanzeige

Neben Verkehrssteuerungsverfahren sind in ATM-Netzen auch Funktionen zur Überlastbehandlung vorgesehen. Eine in der ITU-T-Empfehlung I.371 [94] und der UNI-Spezifikation des ATM-Forums [3] beschriebene Möglichkeit ist die explizite Anzeige einer drohenden oder

bereits bestehenden Überlast durch die Netzknoten (*Explicit Forward Congestion Indication*, EFCI). Sie können den Endsystemen durch das Setzen eines Bits im PT-Feld des Zellkopfes mitteilen, daß die Zellrate der entsprechenden Verbindung gesenkt werden soll. Dazu müssen jedoch Protokolle in den Endsystemen implementiert sein, die die Quelle über den Erhalt einer Zelle mit gesetztem Bit beim Empfänger informieren. Diese Art der Überlastanzeige wurde schon Ende der achtziger Jahre für TCP/IP-Netze angeregt [101, 137] und ist auch für *Frame Relay* spezifiziert [97].

Für alle ATM-Dienstkategorien mit Ausnahme von ABR ist eine Reaktion auf die Überlastanzeige in den Endrichtungen bisher nicht zwingend vorgeschrieben. Da zudem Verbindungen, die ihre Bitrate nicht reduzieren, in gleichem Maße wie die anderen vom Abbau der Überlast profitieren, ist die Wirksamkeit der expliziten Überlastanzeige für diese Dienstkategorien sehr fragwürdig.

Dagegen hat das ATM-Forum für ABR-Verbindungen einen Mechanismus festgelegt, der das Verhalten des empfangenden ABR-Systems bei gesetztem bzw. ungesetztem EFCI-Bit beschreibt [3]. Demzufolge wird das EFCI-Bit der ATM-Zellen in ein entsprechendes Feld der nächsten RM-Zelle in Rückwärtsrichtung kopiert. Das Verhalten des sendenden ABR-Systems basiert auf einem multiplikativen Verringern bzw. additiven Erhöhen der Zellrate, je nachdem, ob dieses Feld in den zurückkommenden RM-Zellen Überlast anzeigt oder nicht. Die Reduktion der Zellrate um einen festen Faktor bei angezeigter Überlast führt zu einem näherungsweise exponentiellen Abklingen der Gesamtbitrate und trägt somit zu einer deutlichen Verkleinerung der notwendigen Puffer in den Netzknoten bei [180].

Untersuchungen haben jedoch gezeigt, daß EFCI-Verfahren die Zellverlustwahrscheinlichkeit nur dann signifikant vermindern, wenn die ohne den Mechanismus entstehenden Überlastdauern deutlich größer sind als die Laufzeiten zwischen den beiden Endsystemen [2]. Dies liegt daran, daß das Netz den Endsystemen hier lediglich anzeigt, daß die momentane Bitrate erniedrigt werden soll oder erhöht werden kann (binäre Information). FRM-Verfahren, die den sendenden Endsystemen explizit die maximal erlaubte Bitrate mitteilen (vgl. Abschnitt 5.2.3), arbeiten daher wesentlich effizienter.

### 2.2.3.7 Weitere Verfahren

Neben den von ITU-TSS und dem ATM-Forum spezifizierten Funktionen gibt es weitere Vorschläge für das Verkehrsmanagement in ATM-Netzen. Dies läßt sich zum einen damit begründen, daß die Standardisierung der Verfahren noch nicht abgeschlossen ist. Andererseits gibt es Funktionen, die nur Auswirkungen auf die interne Struktur der Netzkomponenten besitzen und somit nicht Gegenstand der Standardisierung sind. Für die vorliegende Arbeit sind hierbei folgende Verfahren von Bedeutung [95]:

- **Selektives Verwerfen von CPCS-PDUs:**

CPCS-PDUs werden in der ATM-Anpassungsschicht der Datenquelle segmentiert, in Form von Zellen übermittelt und beim Empfänger wieder zusammengesetzt. Dabei muß der Empfänger die gesamte CPCS-PDU verwerfen, falls nur eine Zelle aufgrund eines Pufferüberlaufs im ATM-Netz verloren geht. Dies kann bei Überlast dazu führen, daß ein Übertragungsabschnitt zwar voll ausgelastet ist, der Anteil der fehlerfrei übermittelten CPCS-PDUs jedoch drastisch absinkt [14, 147].

In diesem Fall sind Mechanismen nötig, die möglichst alle Zellen einer CPCS-PDU verwerfen, um die Zellverluste letztendlich auf wenige CPCS-PDUs zu konzentrieren. Diese Mechanismen, die in Kapitel 6 ausführlich beschrieben und untersucht werden, spielen vor allem bei verbindungslosem Datenverkehr eine wichtige Rolle, da hierbei Überlastsituationen aufgrund der unvorhersehbaren Verkehrscharakteristik praktisch nicht vermieden werden können.

- **Organisation der Zellpuffer:**

Für Echtzeitverkehr muß das ATM-Netz geringe Zellverzögerungsschwankungen garantieren (vgl. Tabelle 2.3). Dies ist nur mit entsprechend kleinen Zellpuffern in den Netzknoten möglich. Andererseits können Datenverkehrsströme oft deutlich höhere Zellverzögerungszeitschwankungen tolerieren. Es wäre somit prinzipiell möglich, in den Vermittlungseinrichtungen große Puffer für Datenverkehr vorzusehen, um die Übertragungsleitungen wirtschaftlicher auszulasten.

Für die Integration von Echtzeit- und Datenverkehrsströmen existieren mehrere Möglichkeiten. In den Vermittlungseinrichtungen kann beispielsweise für die beiden Verkehrsarten jeweils ein FIFO-Puffer vorgesehen werden, wobei die dem Echtzeitverkehr zugehörigen Zellen priorisiert übertragen werden [38] (Verzögerungspriorität). Die Zuordnung der Zellen zu einem der beiden Puffer erfolgt dabei beim Verbindungsaufbau. Die in Abschnitt 2.2.3.1 erläuterten Verlustprioritäten stehen somit in keinem Zusammenhang mit dieser Zuordnung und können unabhängig davon für die Verwaltung der beiden Puffer verwendet werden. Der im Vergleich zu **einem** Puffer zusätzlich erforderliche Pufferplatz ist gering, da der Puffer für Echtzeitverkehre sehr klein ist.

Eine flexiblere Alternative stellt das sogenannte *Weighted Fair Queueing*, WFQ, dar [37, 130, 143]. Dabei handelt es sich um eine Verallgemeinerung der zyklischen Abfertigung von Zellen verschiedener Verkehrsströme, deren Zellraten hier jedoch mittels eines Algorithmus gewichtet werden können. Der Zellpuffer ist dazu in logischen Warteschlangen organisiert, die jeweils einem Verkehrsstrom zugeordnet sind. Ein Verkehrsstrom umfaßt entweder einzelne oder ganze Bündel von VC- bzw. VP-Verbindungen.

Durch die Wahl der Gewichte kann für jeden Verkehrsstrom eine minimale Zellrate vorgegeben werden. Des weiteren garantieren die separaten logischen Warteschlangen und die Abfertigungsalgorithmen eine möglichst geringe Beeinflussung der Verkehrs-

ströme untereinander. Die individuell einstellbaren maximalen Warteschlangenlängen erlauben auch eine Berücksichtigung des unterschiedlichen Pufferbedarfs der einzelnen Verkehrsströme. Diese äußerst flexible Möglichkeit der Diensteintegration hat jedoch einen nicht zu unterschätzenden Steuerungsaufwand für die Netzpuffer zur Folge.



## Kapitel 3

# Verbindungslose Datenkommunikation über ATM-Weitverkehrsnetze

Der Asynchrone Transfer Modus ist ein verbindungsorientiertes Übermittlungsverfahren und stellt ebenso wie die darüberliegende ATM-Anpassungsschicht keine Funktionen zur Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation bereit. Diese Funktionen müssen somit innerhalb einer im Protokollmodell höher angesiedelten Schicht realisiert werden. ITU-TSS unterscheidet hierbei den direkten und indirekten Ansatz [85, 89], je nachdem, ob die Funktionen zur Unterstützung verbindungsloser Dienste außerhalb oder innerhalb des ATM-Netzes implementiert sind.

Für diese beiden Ansätze werden in diesem Kapitel die zugrundeliegenden Prinzipien, Architekturen und Protokolle vorgestellt. Ferner werden auftretende Probleme auf dem Gebiet des Verkehrsmanagements zusammen mit ihren grundsätzlichen Lösungsmöglichkeiten erläutert. Andere Aspekte, die beispielsweise die Adressierung oder die Netzsicherheit betreffen, sind für diese Arbeit von untergeordneter Bedeutung und werden daher nur am Rande behandelt. Hierbei sei auf [9, 55] verwiesen.

### 3.1 Indirekte Unterstützung mittels Ende-zu-Ende Verbindungen

#### 3.1.1 Prinzip

Verbindungsloser Datenaustausch zwischen zwei Netzzugangssystemen (ATM-Endsystemen, Netzübergangssystemen zwischen LANs/MANs und dem ATM-Netz) kann grundsätzlich über den verbindungsorientierten Dienst der ATM-Schicht erfolgen, indem die Daten transparent über das ATM-Netz vermittelt werden [11, 31, 52, 59, 68, 171, 172, 173]. Dazu müssen

im ATM-Netz, wie in Bild 3.1 dargestellt, VC- bzw. VP-Verbindungen zwischen den angeschlossenen Kommunikationspartnern bestehen. Die für einen verbindungslosen Dienst notwendigen Protokolle sind dabei in den Netzzugangssystemen implementiert. Sie bestimmen aufgrund der Zieladressen, die in den Datenblöcken enthalten sind, die abgehenden VC- bzw. VP-Verbindungen. Im ATM-Netz ist somit keine zusätzliche Funktionalität nötig. Dasselbe Prinzip wird heute schon bei der Kopplung von Lokalen Netzen über öffentliche, verbindungsorientiert arbeitende Paketvermittlungsnetze oder über das ISDN angewandt [43].

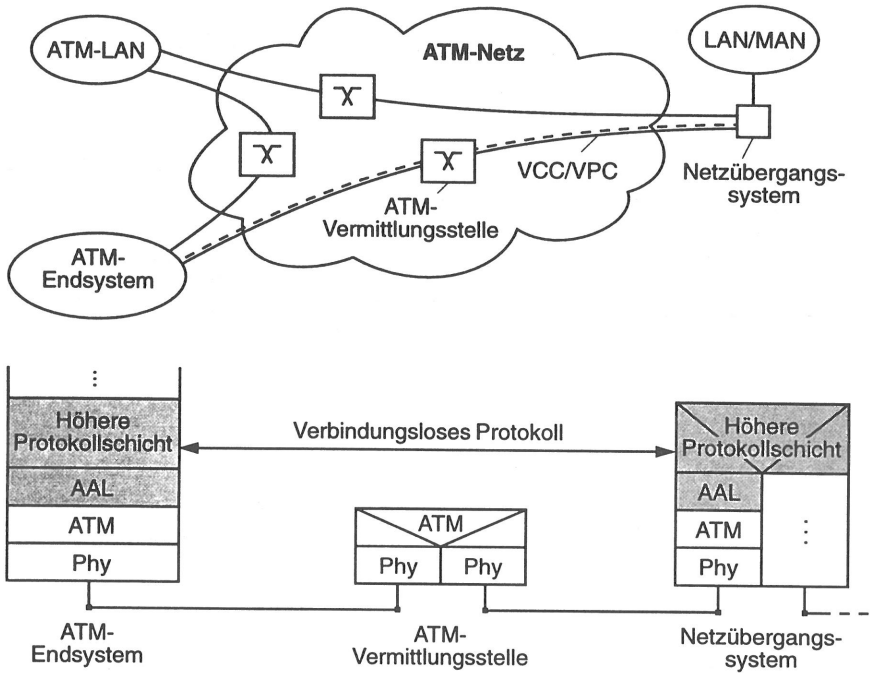


Bild 3.1: Indirekte Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation

Die virtuellen Verbindungen bestehen entweder permanent oder sie werden nach Bedarf auf- und wieder abgebaut. Die geeignetere Lösung hängt von der geforderten Dienstgüte, der Anzahl der kommunizierenden Netzzugangssysteme und dem jeweiligen Verkehrsaufkommen ab.

## 3.1.2 Protokolle und Datendienste

### 3.1.2.1 LAN-Emulation

Um eine einfache Migration von heutigen LANs zu zukünftigen ATM-Netzen zu gewährleisten, muß während der Phase ihrer Koexistenz auch Kommunikation zwischen den Endsystemen beider Netztypen möglich sein. Dazu sollte die große Anzahl bereits bestehender LAN-Anwendungen auch von ATM-Netzen unterstützt werden. Dies ist, wie eine kürzlich durchgeführte Marktstudie zeigt [122], für die Akzeptanz der ATM-Technik im geschäftlichen Bereich äußerst wichtig.

Deshalb hat das ATM-Forum einen verbindungslosen Dienst (LAN-Emulation, LE) spezifiziert [4, 25, 125], der das Verhalten der MAC-Subschicht (vgl. Abschnitt 2.1.4.1) nach IEEE 802.3 [74] und IEEE 802.5 [75] durch eine zusätzliche Software-Schicht (LE-Schicht) direkt über der ATM-Anpassungsschicht nachbildet. Die Instanzen dieser Software-Schicht (LE-Instanzen) können sowohl in ATM-Endsystemen als auch in Netzübergangssystemen implementiert sein. Sie lassen das darunterliegende ATM-Netz wie ein virtuelles, gemeinsames Medium erscheinen, obwohl die Daten über Punkt-zu-Punkt oder Punkt-zu-Mehrpunkt-Verbindungen transportiert werden. Die LAN-Emulation ermöglicht somit verbindungslose Datenkommunikation zwischen Endsystemen, die entweder direkt oder über ein herkömmliches LAN an ein ATM-Netz angeschlossen sind.

Bei der LAN-Emulation sind die beteiligten Netzzugangssysteme einem Teilnetz oder mehreren logischen Teilnetzen zugeordnet. Die Teilnetze sind in ihrer räumlichen Ausdehnung nicht auf den lokalen Bereich beschränkt und beinhalten neben den LE-Instanzen auch zusätzliche Diensteinrichtungen, die innerhalb oder außerhalb des ATM-Netzes realisiert werden können. Sie dienen zur Verwaltung der Konfigurationsdaten (*LAN Emulation Configuration Server*, LECS), zur Abbildung der MAC-Adressen auf ATM-Adressen [4] (*LAN Emulation Server*, LES) und zur Behandlung von Dateneinheiten mit unbekanntem MAC- oder *Broadcast*-Adressen (*Broadcast and Unknown Server*, BUS). Die Kommunikation zwischen den Dienstmodulen und den LE-Instanzen erfolgt über eine spezifizierte Schnittstelle (*LE User-to-Network Interface*, LUNI).

Wie in Abbildung 3.2 dargestellt, bestehen für den Austausch von Dateneinheiten zwischen zwei LE-Instanzen grundsätzlich folgende zwei Möglichkeiten:

- Direkte VC-Verbindung (1): Diese bidirektionale Verbindung besteht entweder permanent oder sie wird nach Bedarf auf- und wieder abgebaut. Im letzteren Fall muß zuerst die MAC-Adresse der übergebenen Dateneinheit (2) in eine ATM-Adresse umgesetzt werden. Dies erfolgt durch eine Anfrage der LE-Instanz beim *LAN Emulation Server* (LE-Server) über eine separate Kontrollverbindung. Danach wird die gewünschte VC-Verbindung mit Hilfe der Signalisierung aufgebaut (3) und die Zuordnung zur

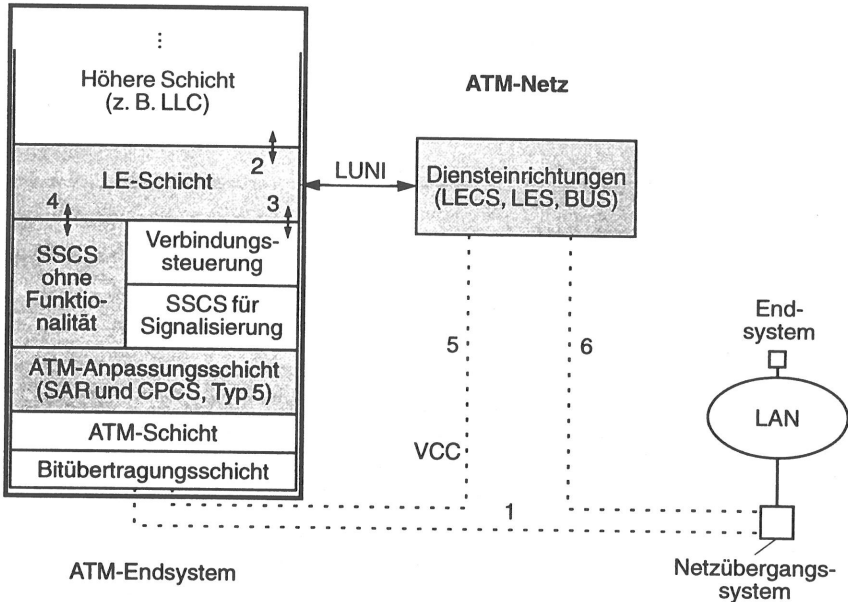


Bild 3.2: Protokollarchitektur und Dienstkomponenten bei der LAN-Emulation

MAC-Adresse in eine lokale Umsetzungstabelle eingetragen. Weitere Dateneinheiten mit derselben Zieladresse können somit sofort auf die entsprechende VC-Verbindung vermittelt werden (4). Der LE-Server erhält die benötigten Adreßinformationen von den LE-Instanzen während der Initialisierung des logischen Teilnetzes. Dabei sollten die Netzübergangssysteme auch die MAC-Adressen der angeschlossenen Endsysteme mitteilen.

- VC-Verbindung zum *Broadcast and Unknown Server*, BUS (5): Falls für eine Dateneinheit in Richtung des Ziel-Netzzugangssystems keine direkte VC-Verbindung besteht, so kann die LE-Instanz die Dateneinheit auch zum BUS senden. Dieser wählt dann seinerseits die geeignete VC-Verbindung (6) zum gewünschten Endsystem. Für den Fall, daß die MAC-Adresse beim BUS nicht registriert ist, wird die Dateneinheit zumindest an alle Netzübergangssysteme des logischen Teilnetzes weitergeleitet. Dateneinheiten mit *Multicast-* oder *Broadcast-*Adressen müssen immer auf die VC-Verbindung zum BUS vermittelt werden.

Die LAN-Emulation besitzt Anwendungsmöglichkeiten im lokalen und im Weitverkehrsreich [4, 124]. Sie basiert jedoch nicht eindeutig auf dem indirekten Ansatz für einen verbindungslosen Dienst, da der BUS für die ankommenden Dateneinheiten die Funktion der Wegesuche durchführt. (vgl. Abschnitt 3.2).

### 3.1.2.2 IP über ATM

Aufgrund seiner herstellerübergreifenden Protokollarchitektur hat das Internet eine enorme Größe erreicht. Es besteht aus einer Vielzahl von physikalischen Teilnetzen, die über Netzübergangssysteme miteinander verbunden sind. Damit es in Zukunft möglich ist, auch ATM-Netze ins Internet zu integrieren, werden zur Zeit innerhalb der IETF (Internet *Engineering Task Force*, IETF) sogenannte Internet Standards entwickelt, die im Zusammenhang mit dem Transport von IP-Dateneinheiten über ATM-Netze stehen. Sie betreffen die Protokollarchitektur, das Format der Dateneinheiten, die Art der Übermittlung und spezielle Funktionen zur Adreßumsetzung. Eine Konvertierung der Adreßformate ist nötig, da für die Kommunikation im Internet im Gegensatz zum ATM-Netz Netzadressen der Schicht 3 (IP-Adressen) verwendet werden.

In Bild 3.3 sind die in [70] spezifizierten Protokollmodelle für die Übermittlung von IP-Dateneinheiten über ATM-Netze dargestellt. Hierbei wird davon ausgegangen, daß in der Vermittlungsschicht außer dem Internet-Protokoll noch andere Protokolle existieren. Um in den empfangenden Netzzugangssystemen eine eindeutige Zuordnung zwischen den ankommenden Dateneinheiten und den höheren Protokollen zu gewährleisten, bestehen folgende Möglichkeiten:

- (a) Unterscheidung der verschiedenen Protokolle durch zusätzliche LLC- und SNAP-Kopffelder (*Subnetwork Attachment Point*, SNAP): Sie werden der Dateneinheit vorangestellt und lassen den Empfänger erkennen, um welches Vermittlungsprotokoll es sich handelt.
- (b) Verwendung separater VC/VP-Verbindungen für jedes Protokoll der Vermittlungsschicht.

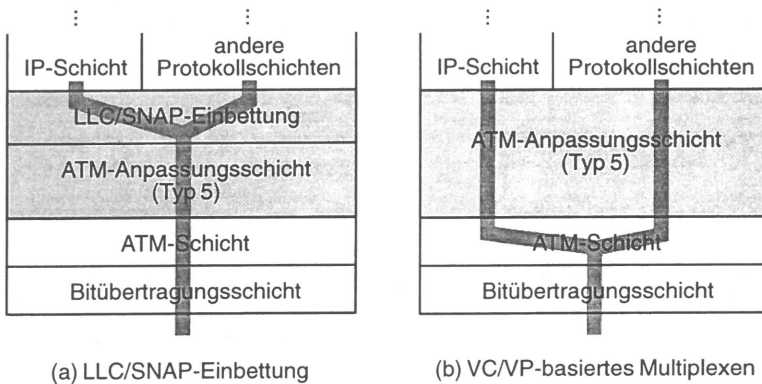


Bild 3.3: Protokollmodelle für die Übermittlung von IP-Dateneinheiten über ATM-Netze

Die LLC/SNAP-Einbettung muß in jedem Fall unterstützt werden und ist deshalb in heutigen End- bzw. Netzzugangssystemen fast ausschließlich implementiert. Das VC/VP-basierte Multiplexen hat dagegen derzeit keine praktische Bedeutung. In beiden Fällen dient der AAL Typ 5 zur Durchführung der Anpassungsfunktionen.

Architekturell gesehen werden die kommunizierenden Netzzugangssysteme (Endsysteme, *IP-Router* [29],...), ähnlich wie bei der LAN-Emulation, zu logischen IP-Teilnetzen zusammengefaßt. Der Datentransport im ATM-Netz erfolgt ebenfalls über Punkt-zu-Punkt Verbindungen [25, 117]. Bei der Wegesuche und der Vermittlung von IP-Dateneinheiten müssen zwei Fälle betrachtet werden. Bestehen zwischen den Netzzugangssystemen nur permanente VC/VP-Verbindungen, so ist die Zuordnung der in der Dateneinheit enthaltenen IP-Zieladresse zu den abgehenden virtuellen Verbindungen statisch und kann beim Einrichten der Verbindung in die lokalen Wegesuchtabellen eingetragen werden. Für gewählte virtuelle Verbindungen ist dagegen vor dem Verbindungsaufbau eine Umsetzung der IP-Zieladressen in die ATM-Adresse des Ziel-Netzzugangssystems erforderlich. Ähnlich wie bei der LAN-Emulation kann dies mit Hilfe spezieller Adreß-Server (*ATM Address Resolution Protocol Server*, *ATM-ARPS*) erfolgen [25, 117]. In ATM-Weitverkehrsnetzen müssen die Umsetzungstabellen in der Regel auf mehrere Netzknoten verteilt werden [71].

Um verschiedene IP-Teilnetze miteinander zu koppeln, sind spezielle Netzknoten (*IP-Router*) innerhalb des ATM-Netzes notwendig, die in der Lage sind, die Wegesuche für die ankommenden IP-Dateneinheiten durchzuführen. Diese Konfiguration ist dem in Abschnitt 3.2 erläuterten direkten Ansatz zur Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation in ATM-Netzen sehr ähnlich. Der Unterschied besteht jedoch darin, daß ein *IP-Router* in diesem Fall logisch gesehen mehreren IP-Teilnetzen zugeordnet [58, 117] ist, obwohl er sich physikalisch gesehen in einem ATM-Netz befindet. Dateneinheiten, deren Wege innerhalb des ATM-Netzes über diesen *IP-Router* führen, gehen somit von einem logischen IP-Teilnetz in ein anderes. Der Datenaustausch zwischen zwei Netzzugangssystemen eines logischen IP-Teilnetzes erfolgt dagegen immer über Ende-zu-Ende Verbindungen. Deshalb wird diese Architektur hier auch zu den indirekten Ansätzen gezählt.

### 3.1.3 Verkehrsmanagement

Merkmal eines indirekten Ansatzes für verbindungslose Datendienste ist es, die Dateneinheiten zwischen den betreffenden Netzzugangssystemen über Ende-zu-Ende Verbindungen zu transportieren. Die ATM-Verbindungen bestehen dazu entweder permanent oder sie werden nach Bedarf auf- und wieder abgebaut [69, 173]. Wählvermittelte Verbindungen besitzen dabei den Vorteil der Skalierbarkeit, während der Einsatz permanenter Verbindungen nur für eine begrenzte Anzahl von Netzzugangssystemen praktikabel ist. Andererseits entstehen bei der Wählvermittlung Verzögerungen von mehreren Hundert Millisekunden, die von manchen

Datendiensten nicht toleriert werden können. Zudem ergeben sich aus dem häufigen Auf- und Abbau erhöhte Belastungen für die Signalisierereinrichtungen des Netzes.

Unabhängig von der Art des Verbindungsaufbaus besteht außerdem das Problem der Ressourcenzuteilung in Form von Übertragungskapazität oder Pufferplatz. Verbindungslose Datendienste besitzen oft eine äußerst büschelförmige Verkehrscharakteristik [56, 121] und benötigen teilweise sehr hohe Transferraten. Der große Unterschied zwischen mittlerer und maximaler Zellrate würde bei einer Spitzenbitratenzuteilung zu einer unwirtschaftlichen Auslastung der Netzressourcen führen. Auch die Reservierung einer konstanten Bitrate nahe am Mittelwert des zu übermittelnden Datenverkehrs stellt keine Lösung des Problems dar, da hierbei große Puffer notwendig sind, die den Verkehr immer glätten, unabhängig davon, ob im ATM-Netz momentan mehr oder weniger Bitrate zur Verfügung steht.

Folglich wurden zahlreiche Verfahren vorgeschlagen [15, 17, 39, 53, 73, 114, 176], die mit Hilfe von Prioritäten, einfachem statistischen Multiplexen oder der Verwendung von schnellen Reservierungsprotokollen eine höhere Auslastung der Übertragungskapazitäten erzielen. Diese Verfahren, die natürlich ebenfalls die geforderte Dienstgüte gewährleisten müssen, werden in Kapitel 5 ausführlich beschrieben und untersucht.

## 3.2 Direkte Unterstützung mittels Connectionless Server

### 3.2.1 Prinzip

Im Gegensatz zum bisher beschriebenen Ansatz kann auch das ATM-Netz selbst die Funktionalität für einen verbindungslosen Dienst bereitstellen [52, 85, 89, 171, 179]. Die dazu notwendigen Protokollschichten ermöglichen in diesem Fall, ähnlich wie bei einem Paketvermittlungsknoten, eine abschnittsweise Wegesuche und Vermittlung zwischen den Netzzugangssystemen mit Hilfe der in den Dateneinheiten enthaltenen Zieladresse. Dieses Prinzip ist in Bild 3.4 dargestellt.

Die zusätzlichen Funktionen (*Connectionless Service Functions*, CLSF) sind dazu entweder innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle oder in separaten Diensteinrichtungen (*Connectionless Servers*, CLS) implementiert. Einzelne *Server* erlauben wesentlich flexiblere Netzstrukturen, da sie an jede beliebige ATM-Vermittlungsstelle angeschlossen werden können. Andererseits führen sie zu größeren Verzögerungszeiten und einer erhöhten Belastung der Netzknoten, da der verbindungslose Verkehr zweimal über dasselbe Koppelnetz geführt werden muß. Schließlich können neben dem eigentlichen Netzbetreiber auch spezielle Dienstanbieter die geforderte Funktionalität erbringen.

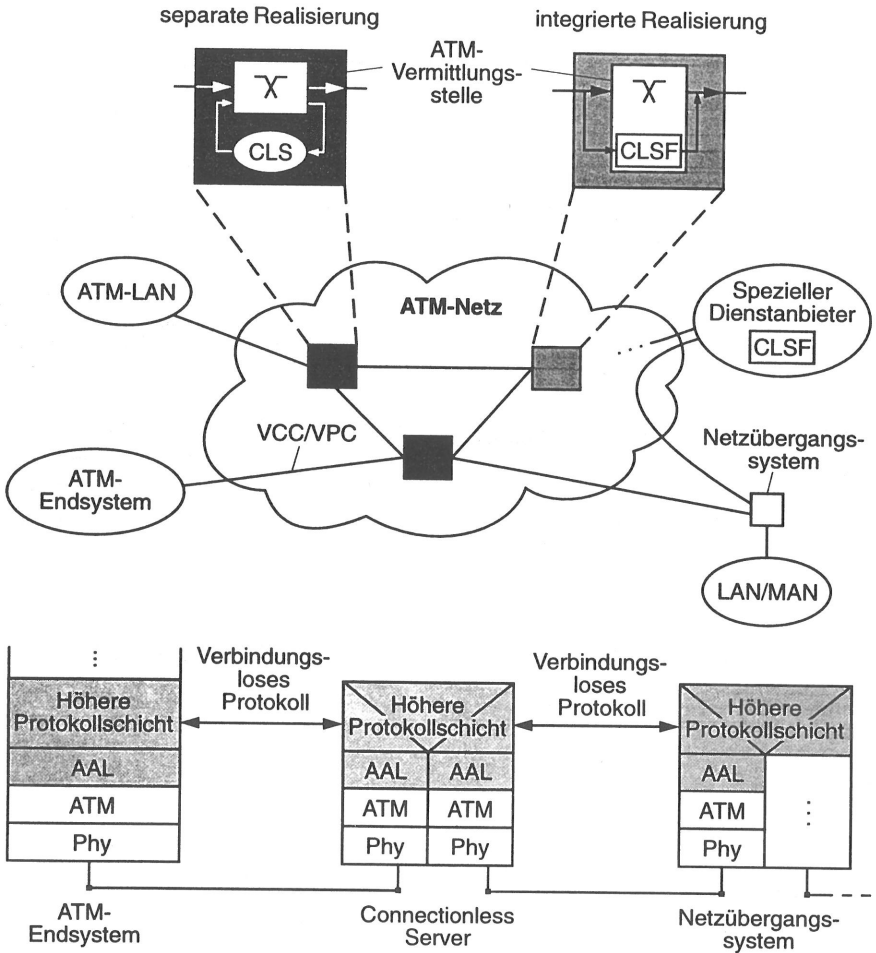


Bild 3.4: Direkte Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation durch das ATM-Netz

Um den Transport der Datagramme über das ATM-Netz zu gewährleisten, sind die *Connectionless Server* untereinander und mit den Dienstbenutzern über festgeschaltete oder wählvermittelte virtuelle Kanäle (VCCs) oder virtuelle Pfade (VPCs) verbunden. Dadurch entsteht ein überlagertes, verbindungslos arbeitendes, virtuelles Netz [116]. Die Anzahl der *Connectionless Server* und die geeignete Topologie dieses virtuellen Netzes hängt dabei von der Größe des ATM-Netzes, der Anzahl der Dienstbenutzer und dem verbindungslosen Verkehrsaufkommen ab [30, 171].





auf vorgegebene Parameterwerte (Zugangsklassen). Ferner unterstützen sie mit Hilfe von speziellen Gruppenadressen neben Punkt-zu-Punkt auch Punkt-zu-Mehrpunkt-Kommunikation. Für eine genauere Erläuterung sei hier auf Abschnitt 3.2.3.1 verwiesen.

### 3.2.3 Connectionless Server

Ein *Connectionless Server* ist notwendig, um verbindungslose Dienste innerhalb eines ATM-Netzes direkt zu unterstützen. Dieser Abschnitt beschreibt die Funktionalität, das Protokollmodell und die möglichen Vermittlungskonzepte innerhalb eines *Connectionless Server*. Da sowohl SMDS als auch CBDS fast identische Dienstmerkmale aufweisen, beschränken sich die folgenden Ausführungen lediglich auf CBDS.

#### 3.2.3.1 Funktionalität

Zentrale Aufgabe eines *Connectionless Server* ist es, die Verkehrslenkung für die ankommenden Dateneinheiten durchzuführen und sie daraufhin unter Einhaltung der geforderten Dienstgüte auf den geeigneten Übertragungsabschnitt zum nächsten *Server* oder Zielteilnehmer zu vermitteln. Hieraus, aus den Merkmalen des verbindungslosen Dienstes und aus der verbindungsorientierten Natur des ATM-Netzes lassen sich die Funktionen des *Connectionless Server* ableiten. Eine Gliederung in einzelne Funktionsblöcke zeigt Bild 3.6 [93].

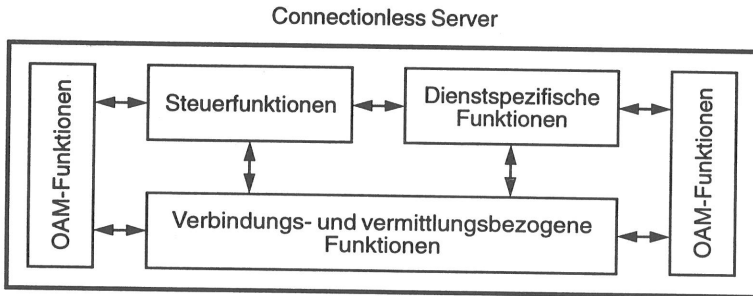


Bild 3.6: Funktionsblöcke eines *Connectionless Server*

Die verbindungs- und vermittlungsbezogenen Funktionen ermöglichen das Senden und Empfangen von Segmenten über AAL-Verbindungen und die Vermittlung der Daten innerhalb des *Connectionless Server*. Sie umfassen die übertragungstechnischen Funktionen, das Multiplexen und Demultiplexen von VC- bzw. VP-Verbindungen, und die Zuordnung der Segmente zu den Dateneinheiten des AAL.

Die dienstspezifischen Funktionen stehen ausschließlich im Zusammenhang mit der Unterstützung des verbindungslosen Dienstes. Sie beinhalten beispielsweise:

- **Verkehrslenkung:** Aufgrund der Zieladresse der Dateneinheit wird die geeignete, abgehende virtuelle Verbindung bestimmt.
- **Behandlung von Gruppenadressen:** Der Informationstransport innerhalb der verbindungslosen Vermittlungsschicht kann auch zu einer ganzen Gruppe von Zielteilnehmern erfolgen. In diesem Fall müssen die Dateneinheiten innerhalb des *Connectionless Server* kopiert und auf mehrere Ausgänge verteilt werden.
- **Überprüfung der Quelladresse:** Alle Quelladressen werden im ersten *Connectionless Server* auf ihre Gültigkeit geprüft. Dieser verwirft Dateneinheiten mit ungültigen Quelladressen.
- **Adreßfilter:** Jeder Dienstbenutzer kann beim Einrichten des Dienstes Zieladressen angeben, mit denen er entweder ausschließlich oder gar nicht kommunizieren möchte. Zur Einhaltung dieser Vorgaben sind in den jeweiligen Zugangs-*Servern* Filterfunktionen implementiert. Adreßfilter sind bei CBDS optional und unterstützen die Bildung von geschlossenen Benutzergruppen oder Virtuellen Privaten Netzen [176].
- **Kontrolle der Zugangsparameter:** Zugangsklassen dienen der Beschränkung des Verkehrs vom Teilnehmer ins Netz. Bei CBDS sind hierfür drei Parameter spezifiziert [48]. Die maximale Informationsrate (*Maximum Information Rate*, MIR) entspricht dabei der maximalen Datenrate des Dienstbenutzers in der CLNAP-Schicht. Dieser Wert ist unter der Bedingung einer maximalen CLNAP-PDU-Länge definiert und kann somit in Form der maximalen ATM-Zellrate von der Quellflußkontrolle überwacht werden. Die beiden anderen Parameter legen die maximal zulässigen langzeitigen Mittelwerte der Informationsrate (*Sustained Information Rate*, SIR) und der CLNAP-PDU-Rate (*PDU's per Time Unit*, PPTU) fest. Ein konformes Verhalten der Datenquelle in Bezug auf diese Parameter ist durch eine abgewandelte Form des *Leaky Bucket*-Mechanismus (vgl. Abschnitt 2.2.3.2) innerhalb der CLNAP-Schicht definiert.

Für die Abwicklung des Verbindungsauf- und abbaus und die Verwaltung der virtuellen Verbindungen zu den Netzzugangssystemen und den benachbarten CLSs werden Steuerfunktionen benötigt. Des weiteren sind die Steuerfunktionen für das Verkehrsmanagement innerhalb des *Connectionless Server* verantwortlich. Diese Funktionen beeinflussen insbesondere das Leistungsverhalten und werden in Abschnitt 3.2.4 näher erläutert.

Schließlich gewährleisten OAM-Funktionen (*Operation, Administration and Maintenance*, OAM) einen möglichst fehlerfreien Betrieb.

### 3.2.3.2 Protokollmodell

Die im vorigen Abschnitt beschriebene Funktionalität wird von den im *Connectionless Server* implementierten Protokollen erbracht. Bild 3.7 zeigt die zugrundeliegende Protokollarchitektur der Benutzerebene.



### CLNAP-PDU

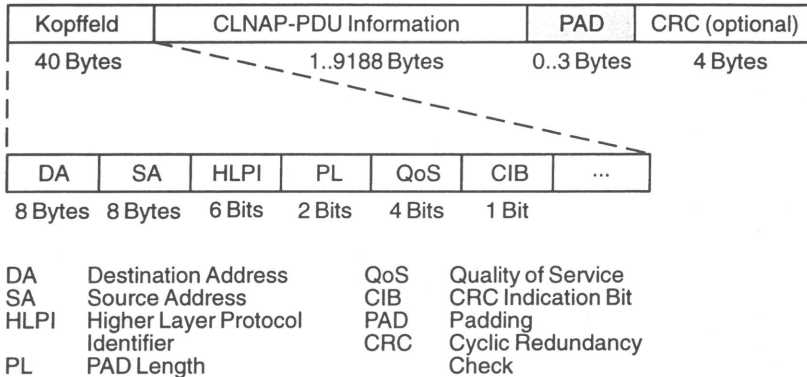


Bild 3.8: Format einer CLNAP-PDU gemäß [93]

Das netzinterne Dienstprotokoll (CLNIP) ist für den ungesicherten Transport der CLNIP-PDUs zwischen den *Connectionless Servern* verantwortlich. Dieses Protokoll besitzt bis auf die Dienstzugangsfunktionen (Adreßfunktionen, Kontrolle der Zugangsparameter) sehr ähnliche Funktionalität wie das CLNAP. Die Unterschiede spielen für die vorliegende Arbeit eine untergeordnete Rolle.

Aufgabe der Umsetzungsinstanz ist die Verkehrslenkung, die Behandlung von Dateneinheiten mit Gruppenadressen und die bereits erwähnte Protokolltransformation zwischen CLNAP- und CLNIP-PDUs. Dabei ist es möglich, CLNAP-PDUs entweder eins-zu-eins auf CLNIP-PDUs abzubilden oder diese innerhalb des Informationsfeldes der CLNIP-PDU zu übermitteln (Einbettung). Eine Einbettung ist beispielsweise dann notwendig, wenn die benachbarten *Connectionless Server* verschiedenen Netzbetreibern angehören. Sie wird durch bestimmte Werte der Protokollkennung im Kopffeld der CLNIP-PDU angezeigt.

Außer der in Bild 3.7 dargestellten Benutzerebene beinhaltet das Protokollmodell des CLS auch eine Steuer- und Managementebene. In der Steuerebene befinden sich beispielsweise die Funktionen zum Auf- und Abbau wählvermittelter virtueller Verbindungen. Im Falle von permanenten Verbindungen sind diese Funktionen wie diejenigen für Betrieb und Wartung der Managementebene zugeordnet.

#### 3.2.3.3 Vermittlungskonzepte

Die vorgestellten Protokollschichten und Funktionsblöcke lassen natürlich noch viele Freiheitsgrade für die Realisierung eines *Connectionless Server* offen. Insbesondere sind zwei

prinzipiell unterschiedliche Vorgehensweisen denkbar, wie die ankommenden Zellen innerhalb der Vermittlungsschicht verarbeitet werden können.

Bei der **paketorientierten Vermittlung** (*Message Mode*, MeM) [14, 171, 181] fügt der *Connectionless Server* zunächst alle SAR-PDUs derselben CPCS-PDU zu einem Datenpaket zusammen. Erst danach übergibt die ATM-Anpassungsschicht dieses Datenpaket der Vermittlungsschicht, die ihrerseits die Verkehrslenkung durchführt und dabei die abgehende VC- bzw. VP-Verbindung bestimmt. Vor der anschließenden Übertragung über den nächsten Verbindungsabschnitt muß das Datenpaket natürlich wieder segmentiert werden.

Die **zellorientierte Vermittlung** (*Streaming Mode*, StM) [14, 115, 31, 152, 172, 181, 171] basiert darauf, daß bereits das erste Segment die Zieladresse des Datenpakets enthält. Somit kann mit der Ankunft dieses Segmentes die Verkehrslenkung erfolgen. Nach der Suche der geeigneten, abgehenden VC- bzw. VP-Verbindung generiert der *Connectionless Server* einen Eintrag in seiner Steuertabelle, um auch die nachfolgenden Segmente dieses Datenpaketes auf denselben Übertragungsabschnitt zu vermitteln. Die Steuertabelle enthält außer dem abgehenden Übertragungsabschnitt auch die ankommende und abgehende VPI/VCI/MID-Kombination. Der MID dient dabei der eindeutigen Zuordnung der Segmente zu einem Datenpaket und ist hier notwendig, da mehrere Datenpakete gleichzeitig über dieselbe VC-Verbindung übertragen werden können. Nach der Vermittlung des letzten Segmentes (EOM) eines Datenpakets wird der betreffende Eintrag der Steuertabelle wieder gelöscht.

Die Wahl des Vermittlungsmodus bestimmt maßgeblich den Implementierungsaufwand und das Leistungsverhalten des *Connectionless Server*. Die beiden Möglichkeiten werden daher in Kapitel 6 näher untersucht.

### 3.2.4 Verkehrsmanagement

Das Verkehrsmanagement gliedert sich beim direkten Ansatz in zwei unterschiedliche Aufgabenbereiche. Zum einen müssen die virtuellen Verbindungen zu und zwischen den *Connectionless Servern* verwaltet werden. Andererseits sind auch innerhalb eines *Connectionless Server* Verkehrsmanagementfunktionen notwendig, um einen möglichst hohen Nutzdurchsatz zu erzielen und die Verkehrsparameter der abgehenden Verbindungen einzuhalten.

Für den zuerst genannten Aufgabenbereich ergeben sich folgende Unterschiede zum indirekten Ansatz: Erstens ist von jedem Netzzugangssystem nur eine einzige virtuelle Verbindung zu einem *Connectionless Server* notwendig. Die Netzzugangssysteme sind somit nicht mehr für die Verkehrslenkung zum Zielteilnehmer verantwortlich. Zweitens ist die Anzahl der ATM-Verbindungen zwischen den *Connectionless Servern* nur von deren Netztopologie, nicht aber von der Anzahl der Dienstbenutzer abhängig. Deshalb ist der direkte Ansatz auch bei der Verwendung von permanenten virtuellen Verbindungen skalierbar.

Für die Ressourcenzuteilung können prinzipiell dieselben Verfahren wie beim indirekten Ansatz zum Einsatz kommen. Für weitere Ausführungen sei daher auf Kapitel 5 verwiesen. Es besteht hier jedoch der Vorteil, daß der verbindungslose Verkehr im ATM-Netz auf weniger Verbindungen konzentriert wird. Dies führt zu einer Glättung des Verkehrs.

Die Notwendigkeit für den zweiten Aufgabenbereich resultiert aus dem nur schwer vorhersehbaren Verhalten und Volumen des verbindungslosen Verkehrs. Die Einführung von Zugangs-klassen begrenzt zwar den Verkehr von den Netzzugangssystemen zum ersten *Connectionless Server* auf vorgegebene Parameterwerte. Danach ist jedoch eine beliebige Aufteilung des Verkehrs auf die verschiedenen Richtungen möglich. Da die zur Verfügung stehenden Ressourcen (Puffer, Bitrate) für die virtuellen Verbindungen am Ausgang der *Connectionless Server* jedoch immer begrenzt sind, sind innerhalb des *Connectionless Server* ebenfalls Verkehrsmanagementfunktionen notwendig. Diese haben vor allem zwei Aufgaben:

- **Sicherstellen der Verkehrsparameter der abgehenden virtuellen Verbindungen:** Dazu dienen in der Regel Funktionen zur Verkehrsformung (vgl. Abschnitt 2.2.3.4) am Ausgang des CLS.
- **Überlastbehandlung:** Aus den oben erwähnten Gründen ist es unvermeidlich, daß der für eine abgehende virtuelle Verbindung bestimmte verbindungslose Verkehr die zur Verfügung stehenden Kapazitäten überschreitet. Um auch während dieser Überlastzustände einen hohen Nutzdurchsatz (Durchsatz an fehlerfreien Datenpaketen) zu erzielen, müssen
  - Funktionen zum selektiven Verwerfen ganzer CPCS-PDUs am Ein- oder Ausgang implementiert sein (vgl. Abschnitt 2.2.3.7).
  - Vorkehrungen getroffen werden, die das Koppelnetz des CLS vor Überlast schützen.

Die für ein internes Ressourcenmanagement geeigneten Funktionen können auch mehrere dieser Aufgaben gleichzeitig wahrnehmen. Eine ausführliche Beschreibung, Klassifizierung und Leistungsuntersuchung der verschiedenen Möglichkeiten ist Gegenstand von Kapitel 6.

## Kapitel 4

# Verkehrsmodellierung, Methoden zur Leistungsbewertung und Vergleichskriterien

Verkehrstheoretische Modelle und Analysemethoden sind wichtige Hilfsmittel, um Kommunikationssysteme und ihre Komponenten hinsichtlich ihrer Verkehrsleistung zu untersuchen. Dies gilt insbesondere für ATM-Systeme, die aufgrund ihrer Komplexität einen hohen Implementierungsaufwand erfordern. Somit können schon in der Entwurfsphase verschiedene Realisierungsmöglichkeiten untersucht und miteinander verglichen werden. Die dabei erzielten Ergebnisse dienen darüber hinaus der Systemdimensionierung bzw. -optimierung.

Ein verkehrstheoretisches Modell bildet die Struktur und das Ablaufgeschehen eines realen Systems nach. Des weiteren beschreibt es das zeitliche Verhalten zufallsabhängiger (stochastischer) Komponenten, wie beispielsweise das Verhalten von Verkehrsquellen, und erlaubt somit quantitative Aussagen über die Verkehrsleistung des Systems. Bei der Modellbildung kommt der Vereinfachung des Systems auf die wesentlichen funktionellen und stochastischen Merkmale eine besondere Bedeutung zu. Vereinfachungen sind in vielen Fällen notwendig, um den Aufwand für eine nachfolgende simulative oder analytische Leistungsuntersuchung zu verringern bzw. diese erst zu ermöglichen. Die Vereinfachungen wirken sich jedoch auch auf die Genauigkeit der Ergebnisse aus und sind daher nur zulässig, wenn sie die Aussagekraft der Untersuchungsergebnisse nicht signifikant beeinflussen.

In diesem Kapitel werden die in dieser Arbeit verwendeten Verkehrsmodelle, Simulationstechniken und Analysemethoden beschrieben. Grundlage hierfür bilden Hilfsmittel aus der Wahrscheinlichkeitstheorie, die im folgenden ebenfalls kurz dargestellt werden.



## 4.1 Grundlagen der Wahrscheinlichkeitstheorie

### 4.1.1 Zufallsvariable

Bei zufallsabhängigen Vorgängen interessiert oft nicht nur die Art des auftretenden Ereignisses, sondern auch die dem Ereignis zugeordnete Größe, die sogenannte Zufallsvariable  $X$ . Sie ist eine reelle Zahl, die entweder diskrete oder kontinuierliche Werte annehmen kann. Beispiele hierfür sind die momentane Anzahl gleichzeitiger Datenübertragungen über einen Leitungsabschnitt bzw. die Größe einer Datei.

Eine Verallgemeinerung dieses Konzepts stellen mehrdimensionale Zufallsvariablen dar. Sie werden benötigt, um bei stochastischen Vorgängen mehrere Größen gleichzeitig zu betrachten. Für die vorliegende Arbeit sind vor allem zweidimensionale Zufallsvariablen  $(X_1, X_2)$  von Interesse. Ein Ereignis wird in diesem Fall durch ein geordnetes Zahlenpaar  $(x_1, x_2)$  beschrieben.

### 4.1.2 Verteilung und Verteilungsfunktion

Für eine Zufallsvariable  $X$  existiert für jede reelle Zahl  $x$  die Wahrscheinlichkeit

$$F(x) = P(X \leq x), \quad (4.1)$$

mit der  $X$  irgendeinen Wert kleiner oder gleich  $x$  annimmt. Diese Funktion  $F(x)$  heißt Verteilungsfunktion der Zufallsvariablen  $X$  und besitzt aufgrund der Wahrscheinlichkeitsaxiome [23] die Eigenschaft  $F(\infty) = 1$ . Die erste Ableitung der Verteilungsfunktion ergibt die Verteilungsdichtefunktion

$$f(x) = \frac{dF(x)}{dx}. \quad (4.2)$$

Für den Fall einer diskreten Verteilung bestimmt sich die Verteilungsfunktion zu

$$F(x) = \sum_{x_\kappa \leq x} P(X = x_\kappa) = \sum_{x_\kappa \leq x} p(x_\kappa), \quad (4.3)$$

wobei mit  $p(x_\kappa) = P(X = x_\kappa)$ ,  $\kappa$  ganzzahlig, die Wahrscheinlichkeitsverteilung der Zufallsvariablen  $X$  bezeichnet wird. Hier gilt ebenfalls  $F(\infty) = 1$ .

### 4.1.3 Charakteristische Größen einer Verteilung

Eine Verteilung ist vollständig durch die dazugehörige Verteilungsfunktion beschrieben. Aus ihr lassen sich verschiedene Größen ableiten, die die wesentlichen Eigenschaften der Verteilung widerspiegeln. Die wichtigsten davon sind der Mittelwert  $E[X]$  und die Varianz  $VAR[X]$

bzw. der Variationskoeffizient  $c[X]$ . Die Varianz ist dabei ein Maß für die Streuung der Werte, die die betreffende Zufallsvariable annehmen kann. Durch die Normierung auf den Mittelwert besitzt der Variationskoeffizient jedoch die größere Aussagekraft. Die Berechnung dieser Größen ist aus Tabelle 4.1 ersichtlich.

Charakteristische Größe	Diskrete Zufallsvariable	Kontinuierliche Zufallsvariable
Mittelwert $E[X]$	$\sum_{\kappa=-\infty}^{\infty} x_{\kappa} p(x_{\kappa})$	$\int_{x=-\infty}^{\infty} x f(x) dx$
Varianz $VAR[X]$	$\sum_{\kappa=-\infty}^{\infty} (x_{\kappa} - E[X])^2 p(x_{\kappa})$	$\int_{x=-\infty}^{\infty} (x - E[X])^2 f(x) dx$
Variationskoeffizient $c[X]$	$\frac{\sqrt{VAR[X]}}{E[X]}$	

Tabelle 4.1: Charakteristische Größen einer Zufallsvariablen

Neben den charakteristischen Größen einzelner Zufallsvariablen sind häufig auch diejenigen für die Summe zweier Zufallsvariablen  $X_1$  und  $X_2$  von Interesse. In diesem Fall gilt insbesondere der Additionssatz für Mittelwerte [23]:

$$E[X] = E[X_1 + X_2] = E[X_1] + E[X_2]. \tag{4.4}$$

#### 4.1.4 Spezielle Verteilungen

In diesem Abschnitt werden diejenigen Verteilungen kurz vorgestellt, die im weiteren Verlauf der Arbeit von Bedeutung sind.

Einen Sonderfall stellt dabei die deterministische Verteilung (D) dar, da die Ereignisabstände hier jeweils den konstanten Wert  $\bar{x}$  aufweisen. Die charakteristischen Größen bestimmen sich daher zu

$$F(x) = \begin{cases} 0 & \text{für } x < \bar{x} \\ 1 & \text{für } x \geq \bar{x} \end{cases}, \tag{4.5}$$

$$E[X] = \bar{x}, \tag{4.6}$$

$$c[X] = 0. \tag{4.7}$$

Ferner kommt der negativ-exponentiellen Verteilung (M) eine besondere Rolle zu. Sie besitzt als einzige kontinuierliche Verteilung die Eigenschaft der Gedächtnisfreiheit. Diese Eigenschaft, die auch als Markoff-Eigenschaft bezeichnet wird, besagt, daß die Verteilung der

Zeitspanne bis zum Auftreten des nächsten Ereignisses unabhängig vom momentanen Zeitpunkt  $x$  ist. Ein stochastischer Prozeß mit dieser Verteilung entwickelt sich somit zu jedem beliebigen Zeitpunkt  $x$  unabhängig von seiner Vergangenheit. Die negativ-exponentielle Verteilung ist charakterisiert durch

$$F(x) = 1 - e^{-x/\bar{x}}, \quad x \geq 0, \quad (4.8)$$

$$E[X] = \bar{x}, \quad \bar{x} > 0, \quad (4.9)$$

$$c[X] = 1. \quad (4.10)$$

Eine Verallgemeinerung der negativ-exponentiellen Verteilung ist die sogenannte hyperexponentielle Verteilung zweiter Ordnung ( $H_2$ ). Der Abstand der Ereignisse bestimmt sich hier über die zufallsabhängige Auswahl einer von zwei negativ-exponentiell verteilten Zufallsvariablen  $X_1$  und  $X_2$  mit den Mittelwerten  $\bar{x}_1$  und  $\bar{x}_2$ . Die Zufallsvariable  $X_1$  tritt dabei mit Wahrscheinlichkeit  $\eta$  auf. Diese Verteilung eignet sich zur Approximation von Verteilungen mit Variationskoeffizienten größer als 1. Es gelten folgende Beziehungen:

$$F(x) = 1 - \eta \cdot e^{-x/\bar{x}_1} - (1 - \eta) \cdot e^{-x/\bar{x}_2}, \quad (4.11)$$

$$x \geq 0, \quad 0 \leq \eta \leq 1,$$

$$E[X] = \eta \cdot \bar{x}_1 + (1 - \eta) \cdot \bar{x}_2, \quad \bar{x}_1, \bar{x}_2 > 0, \quad (4.12)$$

$$c[X] = \sqrt{1 + 2 \frac{\eta(1-\eta)(\bar{x}_1 - \bar{x}_2)^2}{[\eta\bar{x}_1 + (1-\eta)\bar{x}_2]^2}}. \quad (4.13)$$

Im Gegensatz zu den bisher aufgeführten Verteilungen können die Ereignisse bei diskreten Verteilungen nur zu bestimmten Zeitpunkten auftreten, die durch ganzzahlige Vielfache einer Zeiteinheit  $\Delta x$  gegeben sind.

Tritt ein Ereignis zu jedem diskreten Zeitpunkt mit Wahrscheinlichkeit  $\eta$  auf, so besitzen die Ereignisabstände eine um eine Zeiteinheit verschobene geometrische Verteilung ( $GEO_1$ ). Diese Verteilung besitzt wie die negativ-exponentielle Verteilung die Eigenschaft der Gedächtnisfreiheit und ist charakterisiert durch

$$p(x) = \frac{1}{\bar{x}} \left(1 - \frac{1}{\bar{x}}\right)^{x-1}, \quad x = 1, 2, \dots, \quad (4.14)$$

$$E[X] = \bar{x} = \frac{1}{\eta}, \quad \bar{x} \geq 1, \quad (4.15)$$

$$c[X] = \sqrt{1 - \frac{1}{\bar{x}}}. \quad (4.16)$$

Ein Prozeß, der auf einer um eine Zeiteinheit verschobenen geometrischen Verteilung basiert, wird auch Bernoulli-Prozeß genannt. Betrachtet man die Anzahl der Ereignisse, die bei der Überlagerung von  $n > 0$  Bernoulli-Prozessen pro Zeiteinheit auftreten, so sind diese

binomial-verteilt. Tritt jedes Bernoulli-Ereignis mit Wahrscheinlichkeit  $\bar{x}/n$  ein, so gilt für die Binomial-Verteilung:

$$p(x) = \binom{n}{x} \left(\frac{\bar{x}}{n}\right)^x \left(1 - \frac{\bar{x}}{n}\right)^{n-x}, \quad x = 0, 1, \dots, n, \quad (4.17)$$

$$E[X] = \bar{x}, \quad 0 \leq \bar{x} \leq n, \quad (4.18)$$

$$c[X] = \sqrt{\frac{n - \bar{x}}{n\bar{x}}}. \quad (4.19)$$

## 4.2 Modellierung

Wie zu Beginn des Kapitels bereits erwähnt, bildet das verkehrstheoretische Modell die Grundlage für die Leistungsuntersuchung. Es beschreibt sowohl das Quellverhalten als auch das Systemverhalten des Kommunikationsnetzes.

### 4.2.1 Modellierung von ATM-Datenverkehrsströmen

Im Vergleich zu durchschaltevermitteltem Verkehr weisen ATM-Datenverkehrsströme wesentlich mehr Freiheitsgrade auf. Ihre Charakteristik wird wesentlich durch das Teilnehmerverhalten, den Kommunikationsdienst und nicht zuletzt auch durch das ATM-Netz selber geprägt. So beeinflusst das Teilnehmerverhalten beispielsweise die Dauer und die Häufigkeit von Verbindungen. Andererseits hängt es sehr stark vom Kommunikationsdienst ab, ob die Daten in Form von langen Büscheln oder kleinen Dateneinheiten übermittelt werden. Schließlich können große Puffer innerhalb des ATM-Netzes die Verkehrscharakteristik erheblich verändern.

Für die Beschreibung von Datenverkehrsströmen existiert in der Literatur eine Vielzahl von Modellen [24, 33, 50, 51, 69, 102, 132, 157]. Messungen, die vor allem an Lokalen Netzen durchgeführt wurden, zeigen, daß der Gesamtverkehr über sehr große Zeitbereiche hinweg büschelförmiges Verhalten aufweist [120, 134]. Diese Eigenschaft des Überlagerungsverkehrs [120] kann durch den in Bild 4.1 dargestellten hierarchischen Modellierungsansatz [24, 50, 51, 157] motiviert werden.

Im hierarchischen Modell wird das Verhalten **einer** Datenquelle auf verschiedenen Ebenen beschrieben, deren typische Zeiteinheiten von wenigen Mikrosekunden bis zu mehreren Stunden reichen. Dieses Modell ist sehr allgemein und kann über die vier dargestellten Ebenen hinaus erweitert werden. Die Aktivität der Quelle innerhalb einer Ebene wird durch Zustände beschrieben, die das Verhalten der darunterliegenden Ebenen beeinflussen. So können Datenbüschel beispielsweise nur innerhalb einer bestehenden virtuellen Verbindung übermittelt werden.

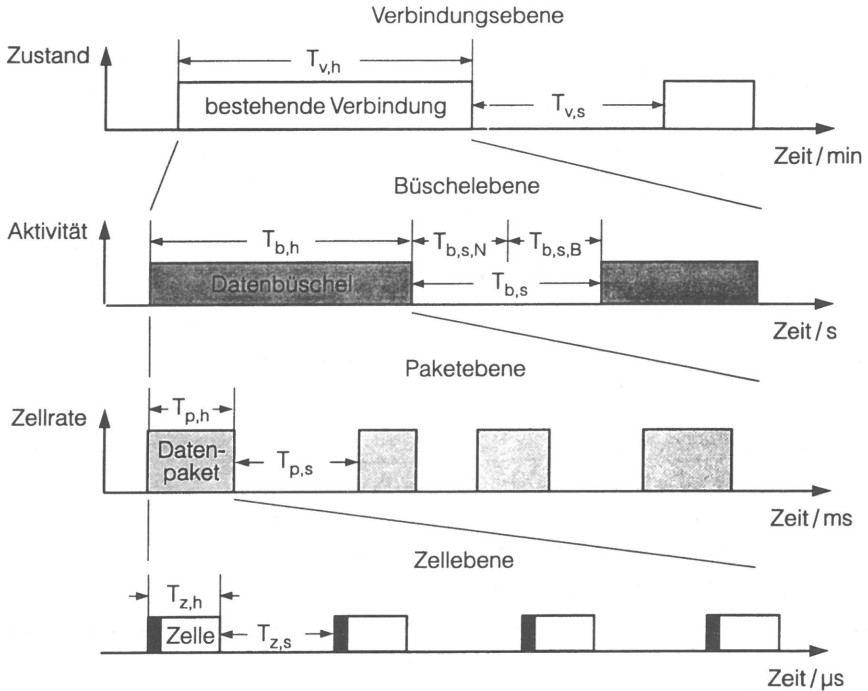


Bild 4.1: Hierarchische Modellierung einer ATM-Datenquelle

Dieser Ansatz eignet sich sehr gut für die Untersuchung von Verkehrssteuerungsverfahren, da sich diese ebenfalls auf bestimmte Zeitbereiche des Datenverkehrs beziehen (siehe Abschnitt 2.2.3). Aus diesem Grund werden bei der Systemanalyse in der Regel nur wenige Ebenen betrachtet. Der Zustand der darüberliegenden Ebenen bleibt dabei unverändert.

Im einzelnen können die Ebenen des in Bild 4.1 dargestellten Quellmodells folgendermaßen interpretiert werden:

- Die **Verbindungsebene** ist hier die oberste Ebene des Quellmodells und besitzt zwei Zustände. Die Verweildauer im Zustand „Verbindung besteht“ sowie die Zeitspanne zwischen zwei virtuellen Verbindungen werden durch die Zufallsvariablen  $T_{v,h}$  und  $T_{v,s}$  beschrieben. Ihre Mittelwerte liegen normalerweise im Minuten- bzw. Stundenbereich. Im Zusammenhang mit verbindungsloser Kommunikation bedeutet der Zustand „Verbindung besteht“, daß zwischen den Kommunikationspartnern in einer höheren Protokollschicht (meist Schicht 4) eine logische Verbindung aufgebaut wurde. Da die hier untersuchten Mechanismen den Verkehr innerhalb einer bestehenden Verbindung steuern, spielen die zeitlichen Abläufe innerhalb der Verbindungsebene für die vorliegende

Arbeit keine Rolle.

- Die **Büschelebene** beschreibt die Aktivität einer Datenquelle innerhalb einer bestehenden virtuellen Verbindung. Datenbüschel entstehen beispielsweise bei der Übermittlung von Dateien oder Meldungen (Terminalverkehr). Zwischen den Datenbüscheln können kürzere oder auch längere Pausen beobachtet werden. Sie ergeben sich sowohl aus dem Benutzerverhalten, wie beispielsweise durch Denkpausen, als auch aufgrund der verwendeten Netzprotokolle. So muß bei manchen Protokollen die Übermittlung einer Datei zuerst beim Sender quittiert werden, bevor dieser mit der Übermittlung einer weiteren Datei fortfahren kann.

Ein typisches Modell zur Beschreibung der statistischen Eigenschaften auf Büschelebene ist ein endlicher Zustandsautomat, wobei jedem Zustand eine bestimmte Paketrate zugeordnet ist. Im einfachsten Fall besitzt der Automat genau zwei Zustände mit den Verweildauern  $T_{b,h}$  und  $T_{b,s}$ . Während des einen Zustands, der sogenannten Aktivitätsphase, erzeugt die Quelle Datenpakete. Dagegen werden in der darauffolgenden Pausenphase keine Datenpakete erzeugt. Entsprechend den obigen Erläuterungen setzt sich  $T_{b,s}$  aus den Anteilen  $T_{b,s,N}$  und  $T_{b,s,B}$  zusammen, die zum einen auf das Netzprotokoll und zum anderen auf das Benutzerverhalten zurückzuführen sind.

- Die **Paketebene** charakterisiert den Ankunftsprozeß der Datenpakete innerhalb eines Datenbüschels. Die Datenpakete werden oberhalb der ATM-Schicht gebildet und enthalten bei interaktiven Diensten in der Regel jeweils eine Meldung. Bei der Übermittlung großer Dateien dient die Paketbildung der einfacheren Fehlererkennung und Fehlerbehandlung und ermöglicht das Multiplexen mehrerer Datenbüschel auf einem gemeinsamen Übertragungskanal. Die Zeitdauer der Paketübertragung  $T_{p,h}$  bestimmt sich aus der Zellrate und der Paketlänge. Die Paketlänge ist bei der Übermittlung größerer Dateien konstant<sup>1</sup>, bei interaktivem Meldungs-austausch dagegen meist variabel [24]. Der Abstand  $T_{p,s}$  der Datenpakete innerhalb eines Datenbüschels kann in erster Näherung ebenfalls als konstant angenommen werden, falls die höheren Protokollschichten einen kontinuierlichen Datenstrom erzeugen und keine Engpässe im Kommunikationsnetz auftreten [24].
- Die **Zellebene** ist die unterste Ebene der Hierarchie und beschreibt die zeitliche Folge der Zellen durch deren Zwischenankunftsabstände  $T_{z,h} + T_{z,s}$ . Die Zellen entstehen durch das Segmentieren von Datenpaketen in der AAL-Schicht. Ihre Abstände liegen im Bereich von einigen Mikrosekunden bei hochbitratigen Datenströmen ( $> 10$  Mbit/s) bis hin zu einigen Millisekunden für geringe Datenraten (64 kbit/s).

Zwischen der Verbindungs- und der Büschelebene wird oft noch eine Dialogebene definiert. Sie berücksichtigt die Abhängigkeit der Aktivitätsphasen zwischen den einzelnen Kommuni-

---

<sup>1</sup>mit Ausnahme des letzten Datenpaketes

kationspartnern. Da jedoch in ATM-Netzen für die Hin- und Rückrichtung getrennte Übertragungskanäle benutzt werden, spielen diese Abhängigkeiten im Rahmen der vorliegenden Arbeit keine Rolle.

### 4.2.2 Modell des ATM-Netzes

Das in Bild 4.2 dargestellte Netzmodell ist sowohl für den direkten als auch den indirekten Ansatz geeignet und bildet die Grundlage für die nachfolgenden Leistungsuntersuchungen. Es kann sehr einfach aus den in den Bildern 3.1 und 3.4 vorgestellten Netzarchitekturen abgeleitet werden.

Das Modell zeigt vor allem den Nutz- und Steuerinformationsfluß zwischen den betrachteten Modellkomponenten. Die Funktionalität der Modellkomponenten wird erst in den weiteren Kapiteln genauer beschrieben, da sie wesentlich vom betrachteten Ansatz (indirekt oder direkt) abhängt.

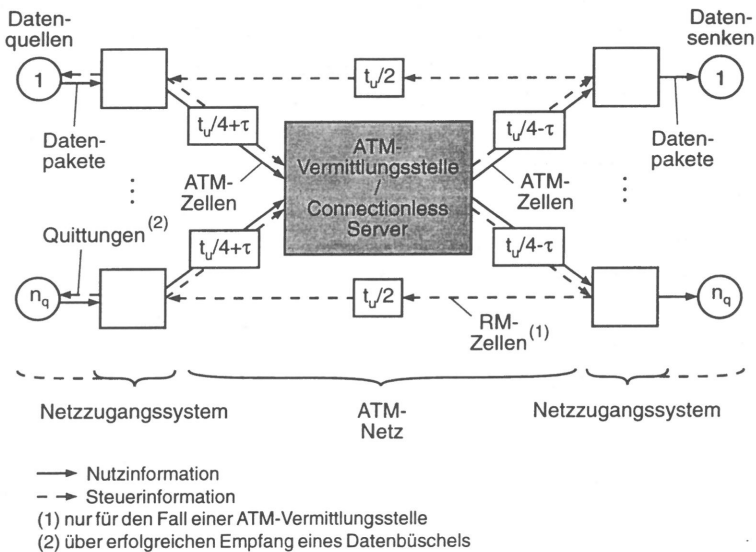


Bild 4.2: Betrachtetes Netzmodell

Der Nutzinformatonsfluß besteht zwischen den Datenquellen und ihren zugeordneten Datenbanken. Im Modell bilden die Datenquellen den an der Schnittstelle zur ATM-Anpassungsschicht ankommenden Paketverkehr entsprechend dem im vorigen Abschnitt vorgestellten hierarchischen Quellmodell nach. Dabei beschränkt sich die Modellierung auf die Bündel- und Paketebene, d. h. die Kommunikationsbeziehungen werden als aufgebaut betrachtet.

Je nachdem, ob sich die Datenquellen innerhalb oder außerhalb der Netzzugangssysteme befinden, handelt es sich bei den Netzzugangssystemen um ATM-End- oder Netzübergangssysteme.

Die von einer Datenquelle generierten Pakete gelangen zur nächsten Modellkomponente. Sie modelliert die Funktionen der ATM-Anpassungsschicht und der ATM-Schicht innerhalb des betreffenden Netzzugangssystems. Dies sind im einzelnen das Segmentieren von Datenpaketen in Zellen und – im Falle des indirekten Ansatzes – die protokollabhängigen Funktionen der schnellen Ressourcenzuteilung (vgl. Abschnitt 5.2).

Die Zeitdauern für die Übermittlung der ATM-Zellen innerhalb des Netzes werden als konstant angenommen und durch einfache Verzögerungsglieder modelliert. Diese Annahme setzt voraus, daß die notwendigen virtuellen Verbindungen im ATM-Netz bereits aufgebaut sind. Die Umlaufdauer  $t_U$  beinhaltet sämtliche Verarbeitungs- und Laufzeiten zwischen den Modellkomponenten. Sie sind für die Untersuchung der schnellen Reservierungsprotokolle von großer Bedeutung.

Um grundlegende Aussagen über das Verhalten der untersuchten Verfahren zu erhalten, wird das ATM-Netz lediglich durch einen Netzknoten (ATM-Vermittlungsstelle bzw. *Connectionless Server*) modelliert. Dieser Netzknoten soll den momentanen Engpaß im Bezug auf die verfügbare Bitrate bzw. den freien Pufferplatz darstellen. Die anderen Netzknoten innerhalb der betrachteten Verbindungen, die nicht so hoch ausgelastet sind, haben daher nur geringen Einfluß auf die Verkehrsleistung. Durch den Wert des Parameters  $\tau$  läßt sich die Lage des Netzknotens innerhalb des ATM-Netzes variieren.

Außer den Funktionen innerhalb des Datenpfads muß auch der Steuerinformationsfluß im Modell berücksichtigt werden. Steuerinformationen, wie beispielsweise ein Reservierungswunsch, sind für die Funktionsweise der schnellen Ressourcenzuteilung nötig. Sie werden zwischen dem betrachteten Netzknoten und den angeschlossenen Netzzugangssystemen in Form von RM-Zellen ausgetauscht. Die Bedeutung der einzelnen Steuerinformationsflüsse wird in den folgenden Kapiteln ausführlich erläutert.

Bei den Untersuchungen wird davon ausgegangen, daß die Steuerinformation in den Netzknoten priorisiert behandelt wird und nicht verloren geht. Ferner werden die Verarbeitungszeiten der RM-Zellen innerhalb der Modellkomponenten vernachlässigt, da sie in Weitverkehrsnetzen sehr viel geringer sind als die entstehenden Laufzeiten.

### 4.2.3 Analytische Modelle

Ein grundlegendes Modell für die analytische Leistungsuntersuchung von ATM-Systemen ist das einstufige Bediensystem mit mehreren Bedieneinheiten und einer endlichen bzw. unendlichen Warteschlangenlänge. Zur allgemeinen Beschreibung derartiger Modelle wird in der



Regel die Kendallsche Notation [103] verwendet. Sie spezifiziert den Typ des Ankunfts- und Bedienprozesses, die Anzahl der Bedieneinheiten und die Größe der Warteschlange.

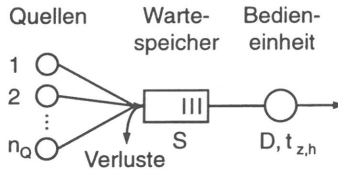


Bild 4.3: Verkehrstheoretisches Modell eines statistischen Multiplexers

Ein Spezialfall des einstufigen Bediensystems ist der statistische Multiplexer, der die asynchron ankommenden Zellen von mehreren ( $n_Q$ ) Quellen zu einem gemeinsamen Zellstrom zusammenfügt und auf einer Ausgangsleitung überträgt. Ein typisches Beispiel hierfür ist der Ausgangspuffer einer ATM-Vermittlungsstelle mit der daran angeschlossenen Übertragungsleitung. Da die Zellübertragungsdauer  $T_{z,h}$  konstant ist, besitzt das in Bild 4.3 dargestellte Modell des statistischen Multiplexers die Kurzbezeichnung  $n_Q \cdot G/D/1-S$ . Hierbei steht „G“ (*General*) für einen allgemeinen Ankunftsprozeß, „D“ für eine deterministische Bediendauer, „1“ für eine Bedieneinheit und „S“ für die Größe des Wartespeichers. Bei reinen Wartesystemen ( $S = \infty$ ) werden in der Notation keine Angaben über die Anzahl der Warteplätze gemacht (Beispiel: G/D/1). Für andere Arten des Bedien- bzw. Ankunftsprozesses sind auch die in Abschnitt 4.1.4 eingeführten Abkürzungen möglich. Sofern keine Angaben gemacht werden, ist die Abfertigungsdisziplin des Wartespeichers immer FIFO.

## 4.3 Methoden zur Leistungsbewertung

### 4.3.1 Simulation

Die ereignisgesteuerte Simulation [113, 131] ist ein wichtiges Hilfsmittel zur Leistungsuntersuchung von Kommunikationsnetzen. Sie ist bei komplexeren Systemmodellen meist die einzige Methode, um quantitative Aussagen über das Systemverhalten zu gewinnen. Darüber hinaus wird sie auch zur Validierung von exakten bzw. approximativen analytischen Verfahren verwendet.

Bei der ereignisgesteuerten Simulation werden die Systemstruktur, ihre Komponenten und das Ablaufgeschehen durch Datenstrukturen und Programmprozeduren auf einem Rechner abgebildet. Die Datenstrukturen enthalten den momentanen Zustand der Modellkomponenten, wie beispielsweise die im Puffer gespeicherten Zellen oder die zur Zeit innerhalb eines Netzknotens reservierte Bitrate. Die Programmprozeduren bilden die funktionalen Abläufe innerhalb des Systems nach und manipulieren somit die Datenstrukturen.

Der Simulationsablauf wird durch sogenannte Ereignisse, wie beispielsweise das Eintreffen einer Zelle, eines Datenpakets oder eines Reservierungswunsches, gesteuert. Sie werden zeitlich geordnet in einem Ereigniskalender gespeichert. Der Ereigniskalender stellt das zentrale Element des Simulationsprogramms dar. Das Prinzip der zeitreuen Simulation ist es, die im Kalender enthaltenen Ereignisse entsprechend ihrer zeitlichen Reihenfolge abzuarbeiten und die Zeit zwischen den Ereignissen zu überspringen. Dazu wird die Systemzeit beim Austragen eines Ereignisses entsprechend dem Ereigniszeitpunkt aktualisiert. Anschließend werden die mit dem Ereignistyp verbundenen Zustandsänderungen vorgenommen und die Folgeereignisse in den Kalender eingetragen. Hierbei sichert insbesondere die Planung der nächsten Quellereignisse den Fortgang der Simulation. Die Zeitspannen zwischen dem momentanen Ereignis und ihren Folgeereignissen sind jedoch meist zufallsabhängig. Sie müssen daher entsprechend einer vorgegebenen Verteilung mit Hilfe von Pseudo-Zufallszahlen erzeugt werden. Ein Beispiel dafür ist das Interval zwischen zwei von einer Datenquelle generierten Datenpaketen.

Die Datenstrukturen enthalten neben dem Zustand der Systemkomponenten auch Elemente zur Erfassung von Meßdaten, die zur späteren Bestimmung der Leistungsgrößen benötigt werden. Das Nachbilden stochastischer Vorgänge mit Hilfe von Pseudo-Zufallszahlen führt jedoch dazu, daß die innerhalb der Simulation ermittelten Schätzwerte mehr oder weniger weit vom tatsächlichen Wert abweichen. Um die Aussagesicherheit der Schätzwerte quantifizieren zu können, wird ein Simulationslauf in mehrere Teiltests unterteilt, die separat ausgewertet werden. Unter Anwendung der Stichprobentheorie können dann aus diesen Teilergebnissen Vertrauensintervalle gebildet werden, die den Toleranzbereich angeben, in dem sich der tatsächliche Wert mit vorgegebener Wahrscheinlichkeit befindet [113, 131]. Schließlich ist bei einer stationären Simulation vor der eigentlichen Meßwernerfassung eine sogenannte Warmlaufphase nötig, um das System in den eingeschwungenen Zustand zu bringen.

Die ereignisgesteuerte Simulation ist eine sehr universelle Methode, wobei der Komplexität des Modells generell keine Grenzen gesetzt sind. Die Beschränkungen ergeben sich jedoch aus dem für die Abbildung des Modells benötigten Speicherbedarf und der zur Verfügung stehenden Rechenzeit. Sie begrenzt die Anzahl der simulierten Ereignisse bei bekannter mittlerer Bearbeitungszeit. Aufgrund der sehr unterschiedlichen Zeitmaßstäbe können daher mit vertretbarem Rechenaufwand nur wenige Ebenen des in Abschnitt 4.2.1 vorgestellten hierarchischen Quellmodells zusammen simuliert werden.

Dasselbe Problem besteht auch bei der Bestimmung kleiner Wahrscheinlichkeiten. So sind beispielsweise für Wahrscheinlichkeiten im Bereich von  $10^{-4}$  mindestens  $10^6$  unkorrelierte Ereignisse notwendig, um eine brauchbare Aussagesicherheit zu erhalten. Da Ereignisse, wie Paketverluste, jedoch aufgrund der durch die Büschelebene hervorgerufenen Korrelation ebenfalls büschelförmig auftreten, steigt der Rechenzeitbedarf näherungsweise proportional mit der mittleren Anzahl von Paketen pro Datenbüschel an.

Für eine Bewertung approximativer, analytischer Ansätze hinsichtlich ihrer Genauigkeit sind die erzielbaren Meßbereiche in der Regel jedoch vollkommen ausreichend. Ferner kann oft das qualitative Verhalten des untersuchten Verkehrsmodells in Abhängigkeit unterschiedlicher Parameter ermittelt werden, auch wenn mit der Simulation eine Bestimmung der Meßgröße im gewünschten Wertebereich nicht möglich sein sollte.

Das Problem der begrenzten Anzahl von Ereignissen während eines Simulationslaufs kann auch mit leistungsfähigeren Rechnern nicht gelöst werden. In letzter Zeit wurden daher mehrere neue Verfahren vorgeschlagen, um die Simulation seltener Ereignisse zu beschleunigen [127, 153, 170]. Diese sind jedoch nicht uneingeschränkt anwendbar.

### 4.3.2 Analytische Verfahren

Aufgrund der Beschränkungen der Simulationstechnik bezüglich der Erfassung kleiner Wahrscheinlichkeiten haben analytische Verfahren für die Untersuchung von ATM-Systemen ebenfalls große Bedeutung. Hierbei können Wahrscheinlichkeiten  $< 10^{-4}$  in der Regel ohne Schwierigkeiten bestimmt werden. Ferner sind die Rechenzeiten meist wesentlich kürzer als bei Simulationsläufen.

Um ein Verkehrsmodell analytisch untersuchen zu können, müssen die Systeme jedoch im allgemeinen viel gröber modelliert werden. Dies führt meist zu einer Vereinfachung der Ankunftsprozesse und der im System enthaltenen Protokollmechanismen. Somit sind auch in diesem Fall Simulationen des detaillierten Modells in entsprechenden Parameterbereichen unumgänglich, um die Approximationsgenauigkeit des vereinfachten analytischen Ansatzes zu überprüfen.

Für die Analyse von Verkehrsmodellen existieren eine Vielzahl verkehrstheoretischer Methoden. Grundlage für die vorliegende Arbeit ist die Theorie der stochastischen Prozesse [104]. Hierzu wird das zeitliche Verhalten des betrachteten Systems durch eine Folge von Zufallsvariablen  $X(t_v), t_v > 0$  beschrieben, die den Systemzustand  $X(t_v) = x_v$  zu den Zeitpunkten  $t_v$  charakterisieren. Ein Beispiel hierfür ist die Anzahl aktiver Verbindungen auf einem Übertragungsabschnitt. Der Schwerpunkt der Analyse liegt auf der Bestimmung der Verteilungsfunktion dieser Zufallsvariablen. Aus ihr lassen sich dann die Zustandswahrscheinlichkeiten und die Leistungsgrößen, wie etwa Wartezeiten oder Auslastungen, ableiten.

Der Markoff-Prozeß stellt einen Spezialfall der stochastischen Prozesse dar. Hierbei sind die Wahrscheinlichkeiten  $P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1}\}$  nur vom momentanen Zustand  $X(t_v) = x_v$  des Systems abhängig, d.h.

$$P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1} | X(t_v) = x_v, \dots, X(t_0) = x_0\} = P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1} | X(t_v) = x_v\}. \quad (4.20)$$

Mit Hilfe der Gesetze der bedingten und der totalen Wahrscheinlichkeit [23] ergibt sich daraus

$$P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1}\} = \sum_{x_v} P\{X(t_v) = x_v\} \cdot P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1} | X(t_v) = x_v\}. \quad (4.21)$$

Falls der Markoff-Prozeß zu jedem beliebigen Zeitpunkt  $t$  eine Zustandsänderung vornehmen kann, so spricht man von einer zeitkontinuierlichen Markoff-Kette. Damit diese jedoch Gleichung 4.21 erfüllt, müssen die Zeitdauern, in denen sich der Prozess in einem Zustand befindet, negativ-exponentiell verteilt sein. Handelt es sich darüber hinaus um eine homogene Markoff-Kette, so sind die Übergangswahrscheinlichkeiten  $P\{X(t_{v+1}) = x_{v+1} | X(t_v) = x_v\}$  nur von der Zeitspanne  $t_{v+1} - t_v$  abhängig. Somit folgt aus Gleichung 4.21 für  $t_v = t$ ,  $t_{v+1} = t + \Delta t$ ,  $x_{v+1} = z$  und  $x_v = x$ :

$$\begin{aligned} P\{X(t + \Delta t) = z\} &= \sum_x P\{X(t) = x\} \cdot P\{X(t + \Delta t) = z | X(t) = x\} \\ \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{P\{X(t + \Delta t) = z\} - P\{X(t) = z\}}{\Delta t} &= \sum_{x \neq z} P\{X(t) = x\} \\ &\quad \cdot \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{P\{X(t + \Delta t) = z | X(t) = x\}}{\Delta t} \\ &\quad - P\{X(t) = z\} \\ &\quad \cdot \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{1 - P\{X(t + \Delta t) = z | X(t) = z\}}{\Delta t}. \end{aligned} \quad (4.22)$$

Da die Verweildauern in den Zuständen  $x$  und  $z$  jeweils negativ-exponentiell verteilt sind, berechnen sich die rechtsseitigen Grenzwerte zu

$$\lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{P\{X(t + \Delta t) = z | X(t) = x\}}{\Delta t} = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{1 - e^{-\lambda(z|x) \cdot \Delta t}}{\Delta t} = \lambda(z|x), \quad (4.23)$$

$$\lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{1 - P\{X(t + \Delta t) = z | X(t) = z\}}{\Delta t} = \sum_{x \neq z} \lambda(x|z), \quad (4.24)$$

und es ergeben sich die sogenannten Kolmogoroff-Vorwärts-Gleichungen:

$$\frac{dP\{X(t) = z\}}{dt} = \sum_{x \neq z} P\{X(t) = x\} \cdot \lambda(z|x) - P\{X(t) = z\} \cdot \sum_{x \neq z} \lambda(x|z). \quad (4.25)$$

Hierbei bezeichnet  $\lambda(x|z)$  die Übergangsrate vom Zustand  $z$  in den Zustand  $x$ .

Ist jeder Zustand der Markoff-Kette von jedem beliebigen Ausgangszustand erreichbar, so besitzt die Markoff-Kette die Eigenschaft der Irreduzibilität. Für irreduzible, homogene und nicht periodische Markoff-Ketten existieren stationäre, zeitunabhängige Zustandswahrscheinlichkeiten, die unabhängig vom Anfangszustand für  $t \rightarrow \infty$  erreicht werden, d. h.

$$\lim_{t \rightarrow \infty} P\{X(t) = x\} = p(x). \quad (4.26)$$

Aus den Kolmogoroff-Vorwärts-Gleichungen entstehen somit die **Gleichungen des statistischen Gleichgewichts**

$$\sum_{x \neq z} p(x) \cdot \lambda(z|x) = p(z) \cdot \sum_{x \neq z} \lambda(x|z). \quad (4.27)$$

Mit Hilfe der Normierungsbedingung

$$\sum_x p(x) = 1 \quad (4.28)$$

lassen sich schließlich aus dem Gleichungssystem 4.27 die stationären Zustandswahrscheinlichkeiten  $p(x)$  berechnen.

Die in den vorigen Abschnitten zusammengestellten Eigenschaften zeitkontinuierlicher Markoff-Prozesse lassen sich auch auf Systeme anwenden, deren Zustand durch mehr als eine Zufallsvariable charakterisiert ist. Für die vorliegende Arbeit sind hierbei vor allem zweidimensionale Zustandsräume  $(x_1, x_2)$  von Bedeutung. Die Gleichungen des statistischen Gleichgewichts und die Normierungsbedingung lauten in diesem Fall:

$$\sum_{(x_1, x_2) \neq (z_1, z_2)} p(x_1, x_2) \cdot \lambda(z_1, z_2|x_1, x_2) = p(z_1, z_2) \cdot \sum_{(x_1, x_2) \neq (z_1, z_2)} \lambda(x_1, x_2|z_1, z_2) \quad (4.29)$$

$$\text{und } \sum_{x_1, x_2} p(x_1, x_2) = 1. \quad (4.30)$$

## 4.4 Vergleichskriterien

Um die Ansätze zur direkten bzw. indirekten Unterstützung verbindungsloser Dienste bewerten zu können, müssen Vergleichskriterien definiert werden. Diese ergeben sich aus den Anforderungen der Netzbetreiber und der Dienstanwender und können wie folgt formuliert werden:

- **Verkehrsleistung:** Die für wichtig erachteten Leistungsmerkmale sind für den Netzbetreiber und den Dienstanwender sehr unterschiedlich. So ist für den Betreiber eines ATM-Netzes vor allem die mögliche Auslastung der Netzressourcen, wie beispielsweise des Koppelnetzes und der Übertragungsleitungen, ein wesentliches Kriterium. Aus der Sicht der Dienstanwender stehen jedoch die Dienstgüteparameter, wie Verlust- bzw. Blockierwahrscheinlichkeiten oder die Transferzeiten, im Vordergrund. Geeignete Verkehrsmanagementfunktionen sollten somit hohe Auslastungen unter Einhaltung der geforderten Dienstgüteparameter ermöglichen. Zudem sollten die Auslastungsgrenzen möglichst unabhängig von der Verkehrscharakteristik oder Netzparametern sein. Bezüglich der Netzparameter ist vor allem der Einfluß der Laufzeiten zwischen den Netzknoten von Interesse.

- **Robustheit:** Verbindungsloser Datenverkehr ist nur schwer parametrisierbar, da dem Austausch von Anwenderdaten kein Verbindungsaufbau vorausgeht. Deshalb müssen geeignete Verkehrsmanagementfunktionen möglichst robust gegenüber den Verkehrsparametern sein. Andererseits können dadurch Überlastsituationen entstehen, die entweder am Netzzugang oder innerhalb des ATM-Netzes, wie etwa innerhalb eines *Connectionless Server*, auftreten. Diese Überlastzustände dürfen nicht zu einem Einbruch in der Verkehrsleistung führen. Deshalb müssen die Verkehrsmanagementfunktionen diese Überlastzustände in ihrer Intensität, Dauer und Ausbreitung begrenzen.
- **Implementierungsaufwand:** Aus der Sicht des Herstellers und der Betreiber von ATM-Netzen kommt dem Implementierungsaufwand eine große Bedeutung zu. Ein wichtiges Kriterium im Zusammenhang mit Datenverkehren ist die notwendige Puffergröße. Ferner sollten die speziell zur Unterstützung des Datenverkehrs benötigten Funktionen und Protokolle möglichst einfach sein. Dabei spielt es eine Rolle, ob die Funktionen Echtzeitbedingungen genügen müssen und daher nur durch schnelle integrierte Bausteine realisiert werden können. Darüber hinaus ist es wesentlich, inwieweit sich die neuen Funktionen auf bestehende Netzknotenarchitekturen auswirken. Die neue Funktionalität sollte durch separate Einheiten, innerhalb oder außerhalb der Netzknoten erbracht werden, ohne die bestehenden Strukturen maßgeblich zu ändern.
- **Skalierbarkeit:** Eine weitere wichtige Anforderung an geeignete Systemarchitekturen und Verkehrsmanagementfunktionen zur Unterstützung verbindungsloser Datenverkehre ist die Skalierbarkeit im Hinblick auf die Anzahl der Dienstanwender und die Größe des Verkehrsvolumens. So sollten Netze mit wenigen Anwendern, unter denen relativ große Datenmengen ausgetauscht werden, ebenso effizient unterstützt werden wie Netze mit sehr vielen Anwendern, die jeweils nur wenig Datenverkehr erzeugen.

Spezielle Architekturen oder Verkehrsmanagementfunktionen zur effektiven Unterstützung von verbindungslosen Datendiensten in ATM-Netzen daher nur sinnvoll, wenn die durch die Erhöhung der Netzauslastung erzielten Kostenersparnisse gegenüber dem zusätzlichen Implementierungsaufwand überwiegen. Zudem sollten die Ansätze robust und skalierbar sein.

## Kapitel 5

# Untersuchung des indirekten Ansatzes

Beim indirekten Ansatz zur Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation werden im ATM-Netz zwischen den Netzzugangssystemen virtuelle Verbindungen aufgebaut (siehe Abschnitt 3.1.1). Ein grundsätzliches Problem bei der Verwaltung dieser VC- bzw. VP-Verbindungen ist die Zuteilung von Netzressourcen in Form von Bitrate und Pufferplatz. Einerseits sollen die Verfahren zur Ressourcenzuteilung zu einer möglichst hohen Auslastung der im ATM-Netz vorhandenen Übertragungskapazitäten führen, andererseits muß die vom verbindungslosen Dienst geforderte Dienstgüte gewährleistet bleiben.

Gegenstand dieses Kapitels ist die Beschreibung und Untersuchung von Verfahren zur Ressourcenzuteilung innerhalb des ATM-Netzes. Der Schwerpunkt liegt dabei auf der Verkehrsleistung. Die Ausführungen berücksichtigen jedoch auch den Implementierungsaufwand.

Aspekte, die die angeschlossenen End- bzw. Netzübergangssysteme betreffen, werden nur insoweit in die Betrachtungen miteinbezogen, wie es für das Verständnis der Verfahren notwendig ist. Diesbezüglich sei hier beispielsweise auf [151] verwiesen.

### 5.1 Klassifizierung der Verfahren zur Ressourcenzuteilung

In der Literatur wurden im Zusammenhang mit breitbandiger Datenkommunikation eine Vielzahl von Verfahren zur Ressourcenzuteilung vorgeschlagen. Eine Klassifizierung der den Verfahren zugrundeliegenden Konzepte ist in Bild 5.1 dargestellt.

Je nachdem, ob vor der eigentlichen Datenübermittlung Ressourcen innerhalb des ATM-Netzes reserviert werden oder nicht, lassen sich zunächst zwei fundamentale Kategorien unterscheiden: **Verfahren ohne vorherige Reservierung** und **Reservierungsverfahren**.

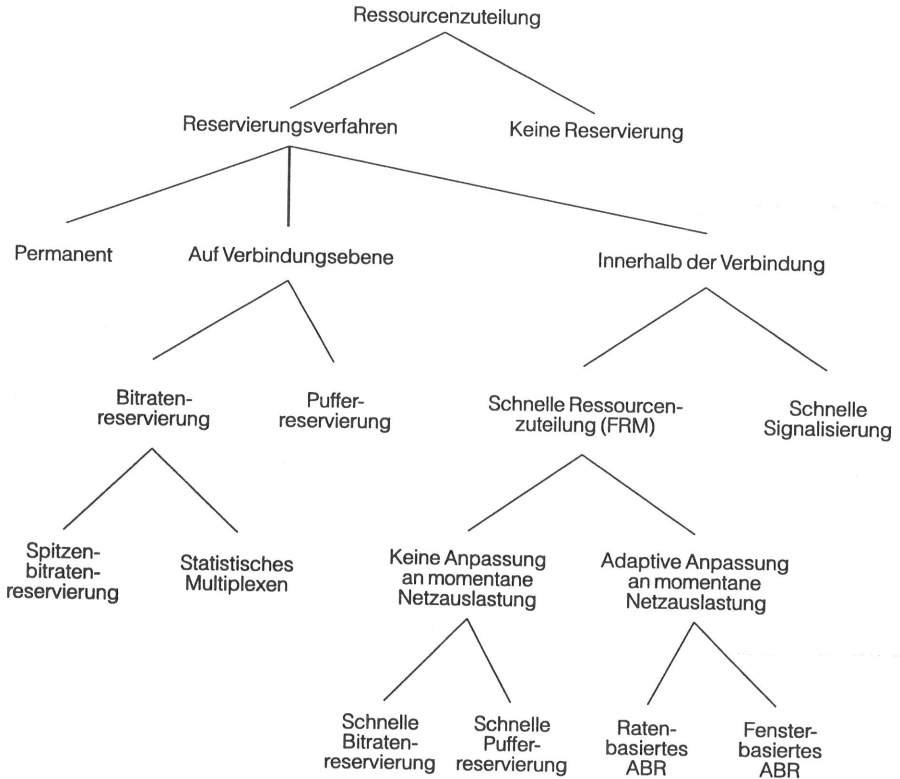


Bild 5.1: Klassifizierung der Verfahren zur Ressourcenzuteilung

Bei Verfahren der ersten Kategorie werden für den verbindungslosen Verkehr im ATM-Netz weder Bitrate noch Zellpuffer bereitgestellt. Der verbindungslose Verkehr soll in diesem Fall lediglich die von verbindungsorientiertem Verkehr momentan nicht benötigte Übertragungskapazität nutzen [28, 32, 60, 165]. Um jedoch die Dienstgüte des verbindungsorientierten Verkehrs zu garantieren, muß dieser eine höhere Priorität besitzen. Die Priorisierung erfolgt dabei entweder über das CLP-Bit des ATM-Kopffeldes [32, 60] oder verbindungspezifisch mit Hilfe der VC/VP-Kennung [28, 165]. Der Nachteil dieser Verfahren ist, daß sie ohne weitere Maßnahmen keinerlei Dienstgüte bezüglich der Zell- bzw. Paketverlustwahrscheinlichkeiten oder der Transferzeiten garantieren können. Sie werden daher bei den weiteren Untersuchungen nicht berücksichtigt. Dienste, die auf diesen Verfahren aufsetzen, werden als *Best Effort Services* bezeichnet. Ein Beispiel hierfür sind UBR-Dienste (siehe Abschnitt 2.2.2.2).

Die zweite Kategorie beinhaltet alle Verfahren, die den Verbindungen vor oder während



der Datenübermittlung Netzressourcen zuteilen. Sie sind hier unter dem Begriff **Reservierungsverfahren** zusammengefaßt und basieren alle auf zwei grundsätzlichen Prinzipien:

- Bei der Bitratenreservierung wird die gewünschte Bitrate auf allen Verbindungsabschnitten zur exklusiven Nutzung durch die Zellen der entsprechenden virtuellen Verbindung reserviert. Falls die momentane Bitrate der virtuellen Verbindung die reservierte Bitrate nicht überschreitet, kann das ATM-Netz die vereinbarte Dienstgüte garantieren.
- Im Gegensatz zu Übertragungskapazität kann für eine virtuelle Verbindung auch Pufferplatz reserviert werden. Das Prinzip der Pufferreservierung besteht darin, die Datenmenge einer virtuellen Verbindung innerhalb des Kommunikationsnetzes mit Hilfe eines Fenstermechanismus zu begrenzen (vgl. Abschnitt 2.1.6). Im ungünstigsten Fall befinden sich alle Daten in einem Netzknoten. Teilt man einer Verbindung in jedem Netzknoten Pufferplatz entsprechend der maximalen Fenstergröße  $W$  zu, so kann es zu keinen Datenverlusten innerhalb des Netzes kommen.

Eine wichtige Eigenschaft der Pufferreservierung ist, daß sie die mittlere Bitrate  $r$  der Verbindung auf den Wert  $W/t_{U,min}$  beschränkt. Dabei bezeichnet  $t_{U,min}$  die minimale Umlaufdauer dieser Verbindung, d. h. die Zeitspanne vom Beginn der Übertragung eines Datenpakets bis zum Erhalt der Quittung über dessen korrekten Empfang.

Für die weitere Klassifizierung der Reservierungsverfahren nach Bild 5.1 dient jedoch nicht die Art der reservierten Netzressourcen, sondern die Zeitebene, innerhalb der die Reservierung vorgenommen wird. Deshalb werden

- permanente Reservierungsverfahren,
- Reservierungsverfahren auf Verbindungsebene und
- Reservierungsverfahren innerhalb einer Verbindung

unterschieden.

Bei einer **permanenten** Reservierung werden die notwendigen Netzressourcen für eine vereinbarte, längere Zeitdauer (Tage, Wochen, etc.) zugeteilt [52, 60]. Dieser Ansatz ist jedoch nur für eine geringe Anzahl von Benutzern praktikabel und führt in der Regel zu einer sehr unwirtschaftlichen Auslastung der Übertragungskapazitäten.

Um das ATM-Netz besser auslasten zu können, ist es somit sinnvoller, Bitrate oder Pufferplatz **auf Verbindungsebene** zu reservieren [69, 171, 172, 173, 179]. Für die vorliegende Arbeit bezeichnet der Begriff Datenverbindung das Bestehen einer Kommunikationsbeziehung zwischen zwei Endsystemen, wie beispielsweise zwischen einem *Server* und dem Endgerät eines Dienstbenutzers.

Dieses Verfahren besitzt jedoch zwei Nachteile. Zum einen ergeben sich durch die Verbindungsaufbauzeiten relativ große Wartezeiten in den Netzzugangssystemen [171]. Andererseits

ist die Kommunikationsbeziehung zwischen zwei Endsystemen aufgrund der verbindungslosen Charakteristik des Verkehrs in den unteren Schichten des Protokollmodells nicht explizit bekannt. Es ist daher eine Funktion zur Verbindungssteuerung (vgl. Abschnitt 3.1.2.1) innerhalb jedes Netzzugangssystems erforderlich, welche die virtuellen Verbindungen zu den anderen Netzzugangssystemen verwaltet. Sie hat die Aufgabe, die Zeitpunkte für Verbindungsauf- und Verbindungsabbau geeignet zu wählen. Der Verbindungsaufbau sollte dabei sinnvollerweise immer dann erfolgen, wenn ein Datenpaket am Netzzugang ankommt und noch keine Verbindung zum gewünschten Endsystem besteht. Das Kriterium für einen Verbindungsabbau ist dagegen nicht eindeutig vorgegeben. Im einfachsten Fall wird die Verbindung sofort abgebaut, wenn im Puffer des Netzzugangssystems keine Daten mehr zur Vermittlung anstehen [69, 172]. Aufwendigere Steuerungen halten die Verbindung noch für eine gewisse Zeitdauer [69, 173], da die Wahrscheinlichkeit für eine Ankunft weiterer Datenpakete bzw. Datenbüschel meist hoch ist. Diese können dann sofort vermittelt werden, was zu kürzeren Transferzeiten führt. Zu lange Haltezeiten ohne Datentransfer wirken sich jedoch negativ auf die Netzauslastung aus.

Ferner legt die Verbindungssteuerung die gewünschte Bitrate bzw. den zu reservierenden Pufferplatz für die virtuellen Verbindungen fest. Datendienste erzeugen jedoch während einer Kommunikationsbeziehung sehr büschelförmigen Verkehr, d. h. die maximal benötigte Bitrate unterscheidet sich um Größenordnungen von der mittleren Bitrate [121]. Verfahren, die Bitrate oder Pufferplatz entsprechend des Spitzenbedarfs reservieren, erzielen somit keine effiziente Netzauslastung. Auch eine Reduktion der Spitzenbitrate durch Formung des Datenverkehrs am Netzzugang stellt keine zufriedenstellende Lösung dar, da die Datenpakete in diesem Fall unabhängig vom Lastzustand des Netzes verzögert werden.

Durch statistisches Multiplexen kann die Effizienz des Verfahrens gesteigert werden. Eine Möglichkeit hierfür ist in [176] im Zusammenhang mit Virtuellen Privaten Netzen beschrieben, bei denen die Netzzugangssysteme durch VP-Verbindungsabschnitte miteinander verbunden sind. Im einfachsten Fall führt dies zu einem sternförmigen Netz, bei dem jeweils genau ein VP-Verbindungsabschnitt zwischen einem Netzzugangssystem und einem zentralen VC/VP-Vermittlungsknoten existiert. Innerhalb dieser VP-Verbindungsabschnitte, die alle eine statisch zugeordnete Bitrate besitzen, können nun VC-Verbindungen aufgebaut und statistisch gemultiplext werden. Der Nachteil dieses Konzeptes besteht darin, daß innerhalb der VC/VP-Vermittlungsknoten zusätzliche Verkehrssteuerungsmechanismen nötig sind, die verhindern, daß die Spitzenbitraten der abgehenden VP-Verbindungsabschnitte überschritten werden [176]. Ferner ist einfaches statistisches Multiplexen mit kleinen Zellpuffern nur wirklich effizient, wenn das Verhältnis der VC-Spitzenbitraten zu den VP-Spitzenbitraten klein ist [108, 143, 174].

Aus den Ausführungen der vorigen Abschnitte wird deutlich, daß die bisher erläuterten Verfahren nur bedingt dafür geeignet sind, büschelförmigen Datenverkehr mit teilweise ho-

hen Spitzenbitraten zu unterstützen. Aus diesem Grund wurden Ende der achtziger Jahre Konzepte erarbeitet, die darauf abzielten, die Verbindungsparameter **während der Verbindungsdauer** möglichst schnell an die Anforderungen der Datenverkehre anzupassen. Ein naheliegender Ansatz ist hierbei, **schnelle Signalisierungsprotokolle** zu verwenden [129]. Dazu ist zu sagen, daß Signalisierungsprotokolle aufgrund ihrer Komplexität grundsätzlich software-unterstützt ablaufen. Die dadurch entstehenden Bearbeitungszeiten liegen somit in der Größenordnung von mehreren hundert Millisekunden und sind daher für den gewünschten Zweck ungeeignet.

Um die Bearbeitungszeiten zu verringern, müssen die Abläufe im Vermittlungsknoten in Hardware realisiert werden. Dies ist in einem Weitverkehrsnetz jedoch nur für die Ressourcenzuteilung, nicht aber für die Wegesuche praktikabel.

Die Protokolle zur **schnellen Ressourcenzuteilung** arbeiten genau nach diesem Prinzip. Sie wurden in [73] zum ersten Mal beschrieben und legen beim Verbindungsaufbau lediglich den Weg durch das ATM-Netz fest. Die Zuteilung der Ressourcen erfolgt innerhalb der Verbindung mit Hilfe von RM-Zellen (vgl. Abschnitt 2.2.3.5), die in den Benutzerzellstrom eingefügt werden. Sie enthalten die momentan für die virtuelle Verbindung gewünschte Bitrate bzw. Puffergröße und werden über die beteiligten Netzknoten zum empfangenden Netzzugangssystem<sup>1</sup> und von dort wieder zurück zum sendenden Netzzugangssystem vermittelt. Bezüglich der Verwendung und der Behandlung der RM-Zellen können die Verfahren folgendermaßen gegliedert werden:

- **Keine Anpassung an die momentane Netzauslastung:** Das sendende Netzzugangssystem generiert eine RM-Zelle nur dann, wenn der Bedarf besteht, die Verbindungsparameter zu ändern. Dies ist beispielsweise der Fall, wenn Daten zur Übermittlung anstehen und der Verbindung bisher keine Ressourcen zur Verfügung stehen. Jeder Knoten entlang des Verbindungsweges versucht daraufhin, die gewünschten Ressourcen zu reservieren. Ist dies möglich, so können die Daten übermittelt werden. Danach werden die Ressourcen wieder freigegeben. Je nachdem, ob Bitrate oder Pufferplatz reserviert wird, unterscheidet man Verfahren zur **schnellen Bitraten-** [20, 34, 39, 41, 158] bzw. **schnellen Pufferreservierung** [41, 42, 66, 166]. Unabhängig davon besitzen jedoch alle Verfahren die Eigenschaft, daß die Netzknoten während der Reservierungsdauer keine Möglichkeit haben, die Ressourcen einer virtuellen Verbindung an die momentane Lastsituation anzupassen.
- **Adaptive Anpassung an die momentane Netzauslastung:** Hierbei regeln die Netzknoten die Ressourcen der einzelnen Verbindungen dynamisch entsprechend der momentanen Lastsituation. Dieses Grundkonzept hat seinen Ursprung in der Datenkommunikation [137] und zielt darauf ab, jeder momentan aktiven Verbindung einen

---

<sup>1</sup>Manche Verfahren sehen auch vor, die RM-Zellen schon im letzten bzw. in speziellen Netzknoten zurückzusenden (siehe [20]).

möglichst fairen Anteil der zur Verfügung stehenden Übertragungskapazität zuzuteilen. Der Begriff „fair“ kann hier jedoch nicht mathematisch exakt gefaßt werden. Eine Möglichkeit besteht darin, jeder Verbindung jeweils dieselben Ressourcen zuzuteilen. Es sind jedoch auch andere Definitionen [3] denkbar.

Für eine adaptive Anpassung existieren in der Literatur prinzipiell zwei Ansätze:

- Beim **ratenbasierten ABR-Verfahren** [3, 15] fügt das sendende Netzzugangssystem regelmäßig RM-Zellen in den Benutzerzellstrom ein (beispielsweise alle 32 Zellen). Sie enthalten die für die jeweilige virtuelle Verbindung gewünschte Bitrate. Auf ihrem Weg zum empfangenden Netzzugangssystem und zurück können die Netzknoten diesen Wert reduzieren und somit die Bitraten der einzelnen Verbindungen regeln.
- Das **fensterbasierte ABR-Verfahren** [114] beruht dagegen auf einer abschnittsweisen Flußsteuerung, die dem Fenstermechanismus des X.25-Protokolls sehr ähnlich ist (siehe Abschnitt 2.1.6). Hierbei erhält jede virtuelle Verbindung in jedem Netzknoten eine vom lokalen Lastzustand abhängige Anzahl von Pufferplätzen. Ein Netzknoten darf eine Zelle zum nächsten Netzknoten nur dann übertragen, wenn dort noch Pufferplatz für die dazugehörige Verbindung vorhanden ist. Die Information, wieviele Zellen einer Verbindung maximal noch gesendet werden dürfen, teilen die jeweils vorigen Netzknoten ihren nachfolgenden regelmäßig in Form von RM-Zellen mit.

Für beide adaptive Verfahren müssen die Netzzugangssysteme ihre Zellrate dynamisch anpassen können.

Außer den bisher vorgestellten Verfahren gibt es weitere Vorschläge, die mehrere der in Bild 5.1 dargestellten Grundkonzepte kombinieren. In [143] wurde beispielsweise ein kombiniertes Puffer- und Bitratenreservierungsverfahren beschrieben, das bei gleichzeitiger Verwendung des GCRA-Algorithmus als Quellflußkontrollverfahren am Netzzugang (vgl. Abschnitt 2.2.3.2) geringe Zellverlustwahrscheinlichkeiten garantiert. Dieser Ansatz, der für das Verkehrsmanagement von nrt-VBR Verkehren (vgl. Abschnitt 2.2.2.2) geeignet ist, besitzt jedoch den Nachteil, daß die Zellpuffer in den Netzknoten in der Regel außerordentlich groß sein müssen.

Ferner wurden in [31, 59] Bitratenreservierung und Zellprioritäten miteinander verknüpft. In diesem Fall werden innerhalb des Netzzugangssystems diejenigen Zellen mittels des CLP-Bits markiert, die die Verkehrsparameter der betreffenden virtuellen Verbindung verletzen würden. Übersteigt die Bitrate des Datenstromes die momentan zugeweilte Bitrate für ein längeres Zeitintervall, so wird für diese Verbindung zusätzliche Bitrate angefordert.

## 5.2 Beschreibung und Realisierung der untersuchten Verfahren

Die Ausführungen des vorigen Abschnitts verdeutlichen, daß Datendienste mit äußerst dynamischen Bitratenanforderungen nur durch Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung effektiv unterstützt werden können. Es werden daher nur diese Verfahren in die weiteren Untersuchungen miteinbezogen. Die einzige Ausnahme bildet das fensterbasierte ABR. Dieser Ansatz widerspricht dem Grundgedanken des Verkehrsmanagements in ATM-Netzen, die Flußsteuerung von Zellströmen möglichst auf der Basis von Ende-zu-Ende Konzepten zu realisieren.

Im folgenden werden sowohl die aus der Literatur bekannten als auch die analysierten Protokollvarianten der drei untersuchten Ressourcenzuteilungsverfahren beschrieben. Die Betrachtungen schließen neben den Protokollabläufen auch den für die einzelnen Verfahren benötigten Implementierungsaufwand mit ein.

### 5.2.1 Schnelle Bitratenreservierung

#### 5.2.1.1 Beschreibung

Die für die schnelle Bitratenreservierung (*Fast Bit Rate Reservation*, FBRR) bekannten Protokolle basieren alle auf zwei grundsätzlichen Varianten, die in [17, 20] beschrieben sind: das *Fast Reservation Protocol with Delayed Transmission* (FRP/DT) und das *Fast Reservation Protocol with Immediate Transmission* (FRP/IT). Sie unterscheiden sich dadurch, daß beim FRP/DT ein Reservierungswunsch zuerst vom ATM-Netz positiv bestätigt werden muß, bevor das sendende Netzzugangssystem mit der Übertragung der Daten beginnen darf. Dagegen werden die Nutzdaten beim FRP/IT sofort im Anschluß an die RM-Zelle ins Netz gesendet. In diesem Fall verwirft ein Netzknoten das gesamte Datenbüschel, falls die gewünschte Bitrate auf der entsprechenden Ausgangsleitung nicht mehr zur Verfügung steht.

Für das FRP/DT existieren in der Literatur mehrere Modifikationen, um die Netzauslastung zu verbessern. Konkrete Vorschläge passen die genehmigte Bitrate an den zum Zeitpunkt der Reservierung bestehenden Lastzustand an [39, 41], verringern die Büschelförmigkeit des Verkehrs durch Verkehrsformung am Netzzugang [34] oder reduzieren die Blockierwahrscheinlichkeit innerhalb der Netzknoten durch mehrere zulässige Wege zwischen den Kommunikationspartnern [158].

Das untersuchte Protokoll beinhaltet nur den grundlegenden Reservierungsmechanismus und basiert auf der FRP/DT Variante. Die in den späteren Abschnitten dargestellten Ergebnisse

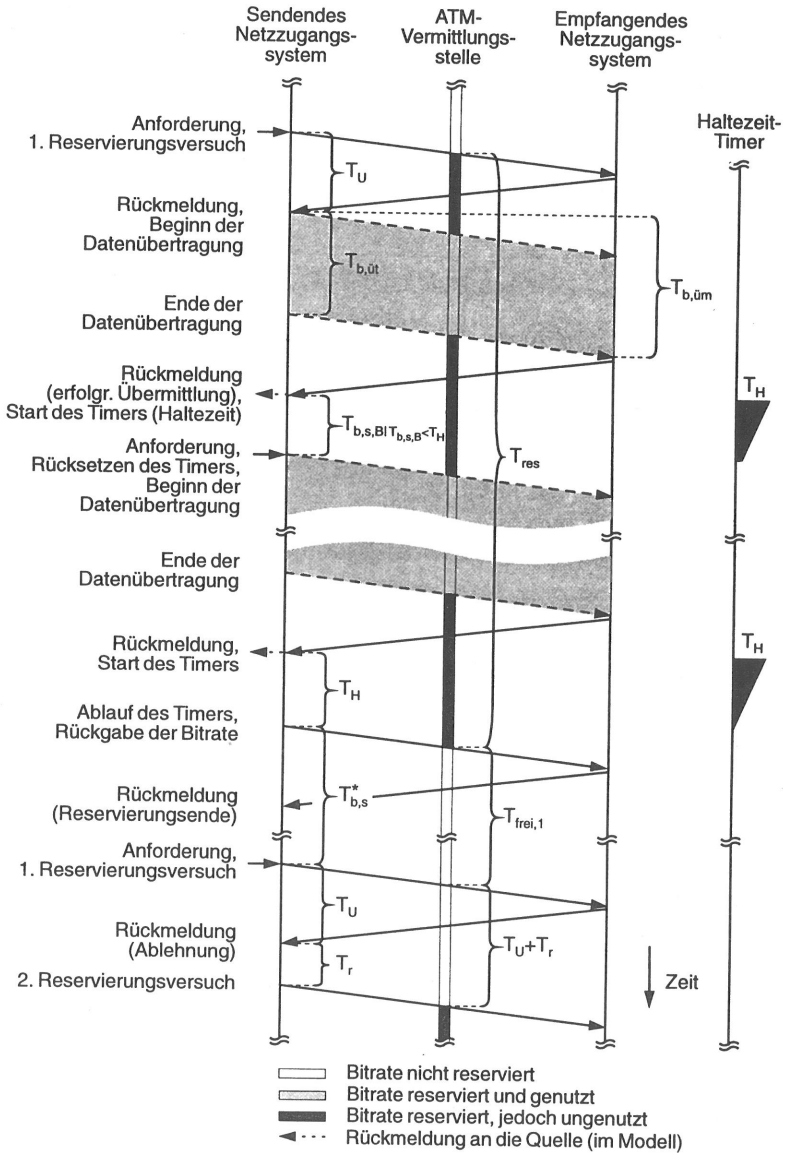


Bild 5.2: Exemplarischer Ablauf des untersuchten Protokolls zur schnellen Bitratenreservierung (die Definition der Zufallsvariablen erfolgt in Abschnitt 5.3.3)

der Leistungsuntersuchung lassen jedoch auch prinzipielle Aussagen über das Verhalten des FRP/IT zu.

Ein exemplarischer Ablauf des untersuchten Protokolls ist in Bild 5.2 dargestellt. Hierbei veranlaßt das sendende Netzzugangssystem eine Bitratenreservierung immer dann, wenn Daten zur Übermittlung anstehen (Anforderung). Die ATM-Vermittlungsstelle versucht daraufhin, die gewünschte Bitrate zu reservieren. Nach der Umlaufzeit  $T_U$  erhält das sendende Netzzugangssystem vom ATM-Netz eine Rückmeldung auf den Reservierungswunsch. Für den Fall, daß die Reservierung durchgeführt werden konnte, beginnt das Netzzugangssystem mit der Datenübertragung. Ansonsten initiiert sie nach der Zeitdauer  $T_r$  einen wiederholten Reservierungsversuch.

Im Anschluß an eine erfolgreiche Datenübermittlung, die das empfangende Netzzugangssystem durch eine positive Bestätigung anzeigt, wird die Bitrate noch für eine vorgegebene Zeitdauer  $T_H$  gehalten, um eventuell nachfolgende Datenbüschel sofort vermitteln zu können. Tritt innerhalb dieser Zeitspanne keine erneute Anforderung für einen Datentransfer auf, so wird die reservierte Bitrate durch das Senden einer RM-Zelle wieder zurückgegeben.

### 5.2.1.2 Implementierungsaspekte

Da alle auf FRP/DT basierenden Verfahren nur Daten übermitteln, falls die notwendige Bitrate zuvor auf dem gesamten Weg reserviert wurde, sind kleine FIFO-Puffer im ATM-Netz ausreichend. Die Integration mit Echtzeitverkehren stellt somit kein Problem dar. Der zusätzliche Implementierungsaufwand innerhalb einer ATM-Vermittlungsstelle beschränkt sich daher im wesentlichen auf die Behandlung der RM-Zellen und das dynamische Einstellen der überwachten Spitzenbitrate. Die Verarbeitung der RM-Zellen erfordert jedoch nur einfache Operationen und ist somit mit geringem *Hardware*-Aufwand zu realisieren.

Ferner wäre es sogar denkbar, das gesamte FRP-Protokoll über einen zentralisierten Steuerknoten abzuwickeln, der die Bitraten des gesamten virtuellen FRP-Netzes verwaltet. Hierzu müßten jedoch innerhalb des ATM-Netzes Übertragungskapazitäten ausschließlich für FRP-Verkehr bereitgestellt werden. In diesem Fall würde folglich auch die Behandlung der RM-Zellen innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle entfallen.

Der Implementierungsaufwand im Netzknoten ist beim FRP/IT deutlich höher, da die Daten am Eingang der Vermittlungsstelle zwischengepuffert werden müssen, bis die Reservierung am Ausgang erfolgt ist [53].

## 5.2.2 Schnelle Pufferreservierung

### 5.2.2.1 Beschreibung

Bei der schnellen Pufferreservierung (*Fast Buffer Reservation*, FBR) stellen die Netzknoten den einzelnen Verbindungen Pufferplatz für die Dauer der Datenübermittlung zur Verfügung. Die Puffergröße entspricht dabei der maximalen Anzahl von Zellen, die sich in einem ATM-Netzknoten befinden können. Ihr Wert bestimmt sich aus dem Fenstermechanismus zwischen den beteiligten Netzzugangssystemen. Dieses Prinzip wurde bereits in den Abschnitten 2.1.6 und 5.1 näher erläutert.

Ähnlich wie bei der schnellen Bitratenreservierung sind bei der schnellen Pufferreservierung ebenfalls zwei grundsätzlich unterschiedliche Varianten möglich.

Verfahren, die auf der ersten Variante basieren, reservieren mittels einer RM-Zelle zuerst den benötigten Pufferplatz in allen Netzknoten entlang des Verbindungsweges, bevor die anstehenden Daten übermittelt werden. Sie verhindern daher jegliche Zellverluste innerhalb des ATM-Netzes. Die zugeteilte Puffergröße entspricht entweder dem von den Netzzugangssystemen gewünschten Wert [39, 41], oder sie wird von den Netzknoten an die momentane Pufferauslastung angepaßt [41, 42, 66].

Andererseits kann die Reservierung auch Schritt für Schritt in jedem Netzknoten während der Übermittlung durch das ATM-Netz erfolgen [166]. Hierbei müssen jedoch alle Zellen des Datenbüschels verworfen werden, falls in einem Netzknoten nicht mehr genügend Pufferplatz zur Verfügung steht. Diese Variante ist nur mit geringfügigem Mehraufwand in den Netzknoten verbunden, da für Pufferreservierungsverfahren ohnehin große Zellpuffer zur Zwischenspeicherung von ganzen Datenbüscheln benötigt werden.

Aus Vergleichsgründen beruht das untersuchte Pufferreservierungsverfahren ebenfalls auf der zuerst beschriebenen Variante und beinhaltet nur den grundlegenden Mechanismus. Der ATM-Netzknoten reserviert, falls möglich, die gewünschte Puffergröße, oder er weist den Reservierungswunsch zurück. Das Protokoll besitzt demnach auch den in Bild 5.2 dargestellten Ablauf. Der einzige Unterschied zur schnellen Bitratenreservierung besteht darin, daß das sendende Netzzugangssystem bereits durch die im Fenstermechanismus enthaltenen Quittungen über den erfolgreichen Empfang der Daten informiert wird. Das in Bild 5.2 mit „Rückmeldung“ bezeichnete Signal ist deshalb als letzte Quittung zu interpretieren.

### 5.2.2.2 Implementierungsaspekte

Die Verarbeitung der RM-Zellen erfordert, ähnlich wie bei der schnellen Bitratenreservierung, nur einfache Operationen und ist daher mit verhältnismäßig geringem Hardware-Aufwand



realisierbar. Dennoch ist für schnelle Pufferreservierungsverfahren der zusätzliche Implementierungsaufwand innerhalb der ATM-Netzknotten deutlich höher als bei der Bitratenreservierung, da hierbei große Zellpuffer ( $\gg 100$  Zellen) notwendig sind. Abgesehen von den zusätzlichen Kosten der schnellen Puffer ergeben sich daraus zwei weitere Probleme, deren Lösungen zu erhöhter Komplexität führen:

- Die Zellpuffer müssen mit einer vom FIFO-Prinzip abweichenden Bedienstrategie ausgelesen werden, um die Zellverzögerungsschwankungen für Verkehre mit Echtzeitanforderungen gering zu halten. Die einfachste Lösung besteht hier in der Einführung von Verzögerungsprioritäten, d. h. der Zellpuffer wird in zwei logische Warteschlangen unterteilt, wobei die Warteschlange für Echtzeitverkehre priorisiert bedient wird. Eine weitere Möglichkeit ist die *Weighted Fair Queueing*-Bedienstrategie, die den verschiedenen Verkehrsströmen darüber hinaus minimale Bitraten garantieren kann (vgl. Abschnitt 2.2.3.7).
- Da die Pufferreservierungsverfahren nicht die Spitzenbitrate der einzelnen Verbindungen begrenzen, sind innerhalb der ATM-Netzknotten Maßnahmen erforderlich, um die Koppelanordnungen, die in der Regel nur kleine Zellpuffer besitzen, vor interner Überlast zu schützen. Denkbare Ansätze hierzu sind in Abschnitt 6.1 beschrieben.

## 5.2.3 Ratenbasiertes ABR-Verfahren

### 5.2.3.1 Beschreibung

Grundlage für das ratenbasierte ABR-Verfahren [3, 15] bildet das in [26] beschriebene Konzept. Hierbei fügt das sendende Netzzugangssystem in regelmäßigen Abständen RM-Zellen in den Benutzerzellstrom ein. Sie enthalten die gewünschte Bitrate für die jeweilige virtuelle Verbindung. Die Netzknotten bestimmen ihrerseits ständig die maximalen Bitraten der Verbindungen entsprechend einem vorgegebenen Fairneßkriterium. Ist der berechnete Wert kleiner als die geforderte Bitrate innerhalb der RM-Zelle, so trägt der Netzknotten seinen Wert in das entsprechende Feld ein. Im anderen Fall wird die RM-Zelle unverändert weitervermittelt. Die empfangenden Netzzugangssysteme senden die RM-Zellen wieder an die sendenden Netzzugangssysteme zurück. Den Netzknotten ist es freigestellt, die RM-Zellen in Hin- oder Rückrichtung zu bearbeiten.

Somit beinhaltet eine beim sendenden Netzzugangssystem ankommende RM-Zelle diejenige Bitrate, die von allen Netzknotten unterstützt werden kann. Das Netzzugangssystem begrenzt daraufhin seine Übertragungsrate auf den angezeigten Wert. Wechselt eine virtuelle Verbindung vom inaktiven in den aktiven Zustand – falls nach längerer Zeitdauer wieder Daten zur Übermittlung anstehen – so sendet das Netzzugangssystem vor den Nutzdaten eine RM-Zelle

ins ATM-Netz. Die erlaubte Bitrate bis zum Erhalt der ersten Rückmeldung ist in diesem Fall durch den vorgegebenen Wert  $R_{init}$  bestimmt.

Auf der Basis dieses Grundkonzepts hat das ATM-Forum Rahmenbedingungen für ratenbasierte ABR-Verfahren festgelegt [3]. Im einzelnen definiert dieser „Rahmen“ das genaue Verhalten der sendenden und empfangenden Netzzugangssysteme. Im Bezug auf das Verhalten der Netzknoten existieren dagegen sehr große Freiräume. So enthalten die Spezifikationen keine eindeutige Definition für „Fairness“, wodurch es dem Hersteller überlassen ist, einen Algorithmus zur Bestimmung der Bitraten festzulegen.

Ein weiterer Freiheitsgrad entsteht dadurch, daß die Unterstützung der expliziten Ratenangabe in [3] nicht zwingend vorgeschrieben ist. Netzknoten, die lediglich durch das Modifizieren eines Bits innerhalb der RM-Zelle anzeigen, daß die Quelle ihre Bitrate reduzieren soll, sind ebenfalls zulässig. Diese Möglichkeit, die der in Abschnitt 2.2.3.6 beschriebenen expliziten Überlastanzeige sehr ähnlich ist, erlaubt zwar einen einfachen Übergang von bereits existierenden Netzknoten zu künftigen Implementierungen, sie hat jedoch auch Einbußen in der Verkehrsleistung zur Folge.

Das für die Leistungsuntersuchungen betrachtete Verfahren beinhaltet nur den Mechanismus zur expliziten Anzeige der Bitrate. Das gewählte Fairneßkriterium zielt auf eine gleichmäßige Aufteilung der zur Verfügung stehenden Übertragungskapazität ab. Der ATM-Vermittlungsknoten teilt daher jeder momentan aktiven Verbindung dieselbe Bitrate zu. Ferner sei angenommen, daß die Verbindung sofort in den inaktiven Zustand übergeht, wenn das sendende Netzzugangssystem keine Zelle mehr gepuffert hat. Anschließend ankommende Daten werden somit zunächst wieder mit der Rate  $R_{init}$  ins ATM-Netz übertragen.

### 5.2.3.2 Implementierungsaspekte

Bezüglich der Implementierung bestehen für das ratenbasierte ABR-Verfahren ähnliche Anforderungen an die Netzknoten wie bei der schnellen Pufferreservierung. Der Grund hierfür sind die Zellpuffer, die benötigt werden, um die überschüssigen Zellen einer Verbindung für den Fall einer erzwungenen Bitratensenkung solange im betreffenden Netzknoten zu halten, bis das sendende Netzzugangssystem seinerseits die Bitrate reduziert. Diese Zeitdauer liegt im Bereich der Umlaufdauer und kann daher im Weitverkehrsbereich relativ groß werden. Um Zellverluste zu vermeiden, müssen die Zellpuffer in den Netzknoten demnach ebenfalls groß sein. Damit gelten auch hier die im Zusammenhang mit der schnellen Pufferreservierung gemachten Aussagen in Bezug auf die Organisation der Zellpuffer und den Schutz des Koppelnetzes vor Überlast.

Darüber hinaus ist mit dem ratenbasierten ABR-Verfahren zusätzlicher Implementierungsaufwand verbunden. So ist die Bestimmung der Bitraten für die einzelnen Verbindungen

äußerst komplex, wenn allgemeinere Fairneßkriterien zugrundegelegt werden, die beispielsweise auch die minimale Bitrate einer Verbindung berücksichtigen [3]. Zudem muß diese Funktion hohen dynamischen Anforderungen genügen, da sich die Bitraten der Verbindungen ständig ändern können.

Ein weiteres Problem in realen Netzen stellt die Überwachung des Quellverhaltens dar. So ist es hier nicht ausreichend, die Parameter der Quellflußkontrollfunktion dynamisch an die Bitrate innerhalb der zurückgesendeten RM-Zellen einzustellen. Vielmehr müssen auch das korrekte Einfügen der RM-Zellen in den Benutzerzellstrom und das „Spiegeln“ der RM-Zellen im empfangenden Netzzugangssystem überwacht werden [15].

## 5.3 Modellierung und Analyse der untersuchten Verfahren

Wie in den vorigen Abschnitten bereits erläutert, wurden die untersuchten Verfahren auf die prinzipiellen Mechanismen reduziert, um einen Leistungsvergleich durchführen zu können. Durch die ebenfalls beschriebenen Modifikationen lassen sich die Verfahren zwar qualitativ in gewissen Bereichen verbessern, die grundsätzliche Leistungsfähigkeit ändert sich dadurch jedoch nicht.

Die Leistungsuntersuchungen werden sowohl simulativ als auch analytisch durchgeführt. Die Simulation ist notwendig, da das ratenbasierte ABR-Verfahren aufgrund seiner Komplexität nicht analytisch behandelt werden kann. Ferner sind für die schnelle Bitratenreservierung und die schnelle Pufferreservierung jeweils nur approximative analytische Ansätze möglich. Somit dient die Simulation in diesen Fällen zur Bestimmung der Approximationsgenauigkeit.

Für die Analysen erfolgt die Modellierung des Ankunftsprozesses lediglich auf Büschelebene. Diese Ebene ist ausreichend, um die wesentlichen Leistungsgrößen der untersuchten Ressourcenzuteilungsverfahren abzuleiten. Die Simulationen schließen jedoch auch die Zellebene mit ein, um das Einfügen der RM-Zellen in den Benutzerzellstrom exakt zu berücksichtigen.

### 5.3.1 Modell der ATM-Vermittlungsstelle

Für die Leistungsuntersuchungen wird die ATM-Vermittlungsstelle als ideales, intern blockierungsfreies System mit großen Ausgangspuffern modelliert. Die Ergebnisse spiegeln somit nur das Leistungsverhalten der Ressourcenzuteilungsverfahren wider und werden nicht durch die Koppelanordnung beeinflusst.

Intern blockierungsfrei ist die in Bild 5.3 dargestellte Koppelanordnung jedoch nur, wenn die Bitrate der abgehenden Leitungen der Summenbitrate der ankommenden Leitungen ent-

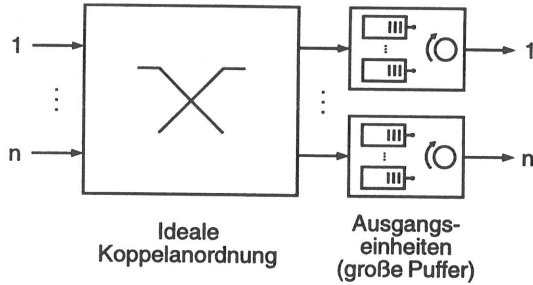


Bild 5.3: Modell der ATM-Vermittlungsstelle

spricht [161, 178]. Bei der Realisierung begrenzt diese technologische Randbedingung im wesentlichen die Anzahl  $n$  der Eingangsleitungen.

Um auch bei größeren Systemen den idealen Verkehrseigenschaften eines Systems mit Ausgangspuffern möglichst nahe zu kommen, werden üblicherweise auch am Eingang große Zellpuffer verwendet [178]. Mit Hilfe von Flußsteuerungsmechanismen können die Zellen dann vom Eingang auf den entsprechenden Ausgang vermittelt werden, ohne daß innerhalb der Koppelanordnung nennenswerte Zellverluste auftreten.

Die großen Zellpuffer innerhalb der Ausgangseinheiten sind im allgemeinen in mehreren logischen Warteschlangen organisiert. Die Ausgangseinheiten können die Zellen daher auch in einer von ihrer Ankunftsreihenfolge abweichenden Art und Weise übertragen. Für die Zellen einer einzelnen Verbindung muß das FIFO-Prinzip jedoch eingehalten werden, um die Reihenfolge der Zellen nicht zu verändern.

### 5.3.2 Gesamtes Simulationsmodell

Unter Berücksichtigung der erläuterten Modellierung einer ATM-Vermittlungsstelle kann aus dem in Abschnitt 4.2.2 beschriebenen, allgemeinen Netzmodell das in Bild 5.4 dargestellte Simulationsmodell für die Untersuchung der Ressourcenzuteilungsverfahren abgeleitet werden.

Hierbei erzeugen die  $n_Q$  Datenquellen jeweils einen Zellstrom gemäß der Zell- und Bündelzebene des in Abschnitt 4.2.1 beschriebenen Quellmodells. Sie bilden den in der ATM-Schicht des sendenden Netzzugangssystems ankommenden Verkehr nach. Dieser Verkehr wird entweder von einer innerhalb des Netzzugangssystems ablaufenden Datenanwendung erzeugt, d. h. es handelt sich um ein ATM-Endsystem, oder er entspricht dem Verkehr eines über ein LAN/MAN an ein Netzübergangssystem angeschlossenes Endsystem. Das Modell berücksichtigt dabei weder den Einfluß der höheren Schichten noch den Einfluß des angeschlossenen LANs/MANs auf die Verkehrscharakteristik.

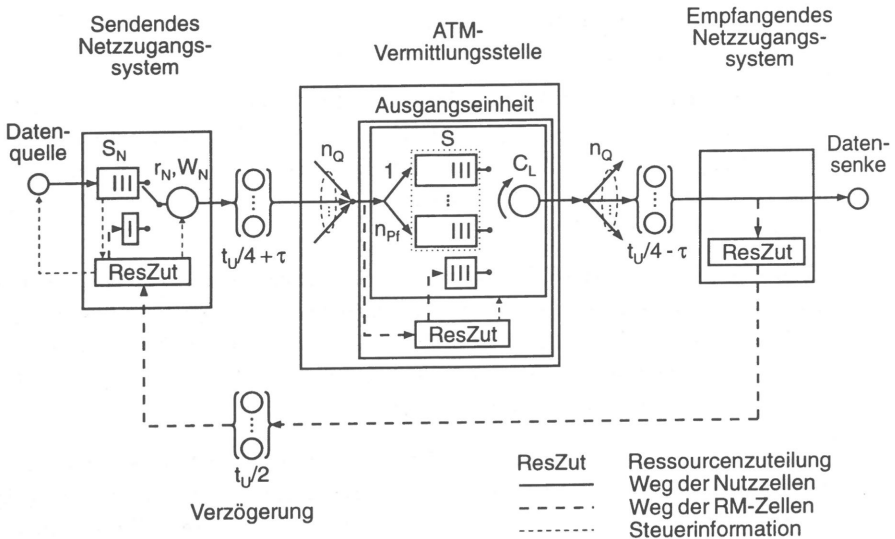


Bild 5.4: Simulationsmodell zur Untersuchung der Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung

Ankommende Zellen werden im Ausgangspuffer des sendenden Netzzugangssystems gepuffert. Die Funktion zur Ressourcenzuteilung (ResZut) erzeugt RM-Zellen entsprechend der in Abschnitt 5.2 beschriebenen Protokollabläufe und fügt diese in den Benutzerzellstrom ein. Dies ist durch den Schalter in Bild 5.4 angedeutet. Zum anderen verarbeitet diese Modellkomponente die vom ATM-Netz ankommenden RM-Zellen und stellt die momentan erlaubte Bitrate  $r_N$ ,  $0 < r_N \leq r_b$ , bzw. die momentane Fenstergröße  $W_N$ ,  $0 \leq W_N \leq W$ , ein. Ferner sendet das Netzzugangssystem bei Bitraten- und Pufferreservierung eine Meldung an die Datenquelle, um ihr die erfolgreiche Übermittlung eines Datenbüschels anzuzeigen.

Nach dem Verlassen des sendenden Netzzugangssystems werden alle Zellen um die konstante Zeitdauer  $t_U/4 + \tau$  verzögert, bevor sie in der ATM-Vermittlungsstelle ankommen. Gemäß dem im vorigen Abschnitt erläuterten Modell für eine ATM-Vermittlungsstelle werden die Zellen der  $n_Q$  Datenquellen, die auf denselben abgehenden Übertragungsabschnitt mit der Übertragungskapazität  $C_L$  vermittelt werden, nach dem Durchlaufen der Koppelanordnung in den Zellpuffer der betrachteten Ausgangseinheit geschrieben. Die Koppelanordnung wird im Simulationsmodell lediglich durch eine konstante Verzögerungszeit berücksichtigt, die jedoch bereits in der Umlaufzeit  $t_U$  enthalten ist. Die gesamte Puffergröße der Ausgangseinheit beträgt  $S$ . Die Pufferorganisation und die Bedienstrategie hängen wie folgt vom jeweiligen Ressourcenzuteilungsverfahren ab:

- Bei **schneller Bitratenreservierung** handelt es sich um eine einzige logische Warteschlange, die nach dem FIFO-Prinzip abgearbeitet wird.
- Im Falle von **schneller Pufferreservierung** ist der Zellpuffer in  $n_{Pf} = n_S = \lfloor S/W \rfloor$  logische Warteschlangen<sup>2</sup> der Länge  $W$  organisiert, die zyklisch bedient werden. Jede Warteschlange ist für die Zeitdauer einer Reservierung genau einer Verbindung zur exklusiven Nutzung zugeteilt. Alle Verbindungen, die Zellen im Ausgangspuffer haben, erhalten somit dieselbe Bitrate.
- Beim **ratenbasierten ABR-Verfahren** wird für jede der bestehenden Verbindungen eine logische Warteschlange innerhalb des Ausgangspuffers eingerichtet ( $n_{Pf} = n_Q$ ). Im Gegensatz zur schnellen Pufferreservierung können die aktiven Verbindungen die Pufferplätze jedoch statistisch nutzen. Verbindungen mit Zellen im Ausgangspuffer werden ebenfalls in zyklischer Reihenfolge bedient.

Die ATM-Vermittlungsstelle entfernt alle RM-Zellen aus den ankommenden Zellströmen und leitet die relevanten Informationen an die Funktion zur Ressourcenzuteilung weiter. Abhängig vom Verfahren entscheidet diese Modellkomponente über die Annahme eines Reservierungswunsches oder sie trägt, wie beim ABR-Verfahren, die berechneten, expliziten Bitraten der einzelnen Verbindungen in die RM-Zellen ein. Ferner steuert sie die Zuordnung der logischen Warteschlangen zu den einzelnen Verbindungen. Die abgehenden RM-Zellen werden über eine separate priorisierte Warteschlange wieder in den Benutzerzellstrom eingefügt.

Nach der betrachteten ATM-Vermittlungsstelle spalten sich die Zellströme der  $n_Q$  Verbindungen wieder auf. Die empfangenden Netzzugangssysteme extrahieren die RM-Zellen aus dem jeweiligen Zellstrom und senden diese wieder an die Netzzugangssysteme der Datenquellen zurück.

Zusätzlich läuft bei schneller Pufferreservierung zwischen den Netzzugangssystemen einer Verbindung ein Fensterprotokoll ab, d. h. das empfangende Netzzugangssystem meldet dem sendenden Netzzugangssystem den Empfang einer Benutzerzelle und ermöglicht diesem damit nach Erhalt jeder Meldung, eine weitere Benutzerzelle zu senden. Bei einer realen Implementierung sollte die Anzahl der empfangenen Zellen pro Rückmeldung jedoch deutlich größer als eins sein, um die Bitrate in Rückrichtung möglichst gering zu halten. Das Quittieren mehrerer ATM-Zellen kann jedoch in manchen Fällen Auswirkungen auf die Verkehrsleistung haben. Aus Vergleichsgründen wird daher in der Simulation davon abgesehen.

Die Verzögerungsglieder modellieren die Laufzeiten zwischen den einzelnen Modellkomponenten. Sie werden als konstant angenommen. Die Verarbeitungszeiten in den Modellkomponenten werden vernachlässigt. Durch das Einstellen der Zeitdauer  $\tau$  läßt sich die physikalische Lage der betrachteten ATM-Vermittlungsstelle innerhalb der Verbindung variieren. Aus den

---

<sup>2</sup>Mit  $\lfloor x \rfloor$  wird die größte ganze Zahl kleiner oder gleich  $x$  bezeichnet

nachfolgenden Verkehrsuntersuchungen wird jedoch ersichtlich, daß  $\tau$  keinen Einfluß auf die Verkehrsleistung der betrachteten Verfahren hat.

Wie bereits in Abschnitt 4.2.2 erwähnt, geht das Simulationsmodell von einem fehlerfreien Ablauf der FRM-Protokolle aus. Es gehen somit weder RM-Zellen noch Rückmeldungen auf dem Weg vom empfangenden zum sendenden Netzzugangssystem verloren.

### 5.3.3 Analytische Untersuchungen

Aus der Literatur sind mehrere Ansätze zur Analyse von Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung bekannt. Im Falle von schneller Bitratenreservierung handelt es sich jedoch ausschließlich um einfache Ansätze [20, 40, 41, 54], die weder den Einfluß blockierter Quellen noch den Einfluß von Haltezeiten berücksichtigen. Bei schneller Pufferreservierung beschränken sich die veröffentlichten Analyseverfahren [38, 40, 41, 42] auf den Spezialfall, daß eine einzelne Quelle die gesamte Bitrate des Übertragungsabschnitts nutzen kann, falls ihr diese zur Verfügung steht. Da die an ein LAN angeschlossenen Endsysteme ihre Daten jedoch maximal mit der Übertragungsrate des LANs senden können, ist die obige Annahme für viele dieser Anwendungsfälle nicht zutreffend.

Die im folgenden dargestellten Analysen für die schnelle Bitraten- und die schnelle Pufferreservierung beziehen sich auf die Büschelebene. Sie lassen beliebige Bitraten für den im sendenden Netzzugangssystem ankommenden Datenverkehr zu und berücksichtigen zudem den Einfluß von Haltezeiten und blockierten Quellen. Neben der Beschreibung der analytischen Modelle und ihrer mathematischen Lösungen enthalten die folgenden Abschnitte auch die Berechnung der charakteristischen Leistungsgrößen.

Für das ratenbasierte ABR-Verfahren ist aufgrund seiner Komplexität bisher keine analytische Untersuchung durchgeführt worden. In dieser Arbeit wird das ABR-Verfahren deshalb ausschließlich simuliert.

#### 5.3.3.1 Analyse der schnellen Bitratenreservierung

Die Modellierung des betrachteten Systems im Hinblick auf eine analytische Behandlung erfordert eine Vereinfachung des Simulationsmodells. Bild 5.5 zeigt das aus dem Simulationsmodell abgeleitete analytische Modell zur Untersuchung der schnellen Bitratenreservierung. Dieses Modell stellt die Sicht der ATM-Vermittlungsstelle dar, vgl. Bild 5.2.

Die äquivalenten Quellen ersetzen die sendenden Netzzugangssysteme mit den zugehörigen Datenquellen. Sie bilden das im vorigen Abschnitt beschriebene Verhalten der Netzzugangssysteme an der Schnittstelle zum ATM-Netz nach, d. h. sie erzeugen die Anforderungen zur

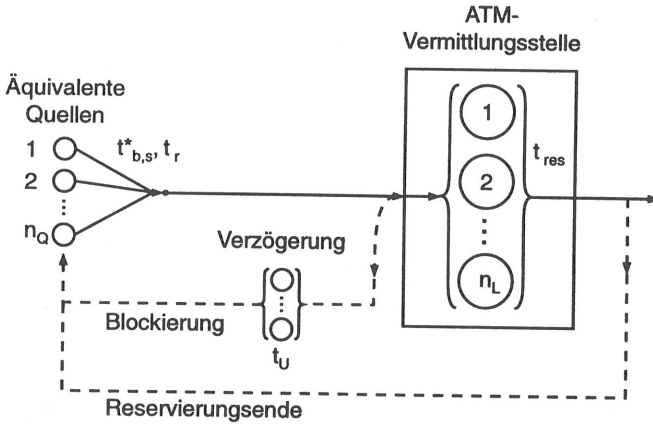


Bild 5.5: Modell zur analytischen Untersuchung der schnellen Bitratenreservierung

Bitratenreservierung. Die geforderte Bitrate entspricht dabei der mittleren Bitrate  $r_b$  des ankommenden Datenbüschels.

Da alle äquivalenten Quellen identisch sind, können maximal  $n_L = \lfloor C_L/r_b \rfloor$  gleichzeitige Reservierungen für die betrachtete Ausgangsleitung bestehen. Die Reservierungsdauern sind jedoch nicht von der momentanen Anzahl gleichzeitiger Datenübertragungen auf der betrachteten Ausgangsleitung abhängig. Somit verhält sich die Ausgangseinheit einer ATM-Vermittlungsstelle auf Büschelebene wie  $n_L$  parallele Bedieneinheiten, wobei die Bediendauer der Reservierungsdauer entspricht.

Aus der Sicht der ATM-Vermittlungsstelle erzeugt eine äquivalente Quelle, die eine Bitratenreservierung durch das Senden einer RM-Zelle beendet hat, nach der mittleren Zeitdauer  $t_{b,s}^* = E[T_{b,s}^*]$  (vgl. Bild 5.2) eine erneute Reservierungsanforderung. Wird diese abgelehnt, so kommen an der ATM-Vermittlungsstelle solange weitere Anforderungen mit dem Abstand  $t_U + t_r = E[T_U + T_r]$  an, bis die Reservierung der Bitrate in der Ausgangseinheit durchgeführt werden kann.

Um eine Analyse dieses Modells zu ermöglichen, muß angenommen werden, daß

- die Reservierungsdauer  $T_{res}$ ,
- die Zeitdauer  $T_U + T_r$  vom Auftreten einer Blockierung bis zu einem erneuten Reservierungsversuch und
- die Zeitdauer  $T_{b,s}^* = T_{rei,1}$  vom Ablauf des Haltezeit-Timers bis zum Senden der darauffolgenden Reservierungsanforderung

negativ-exponentiell verteilt sind. Die ersten beiden Annahmen treffen in der Realität nicht



zu – insbesondere die Zeitdauer  $T_U + T_r$  ist nahezu konstant – und führen daher zu Approximationsungenauigkeiten der Analyse. Die letzte Annahme ist für den Fall einer negativ-exponentiell verteilten Zeitdauer  $T_{b,s,B}$  richtig.

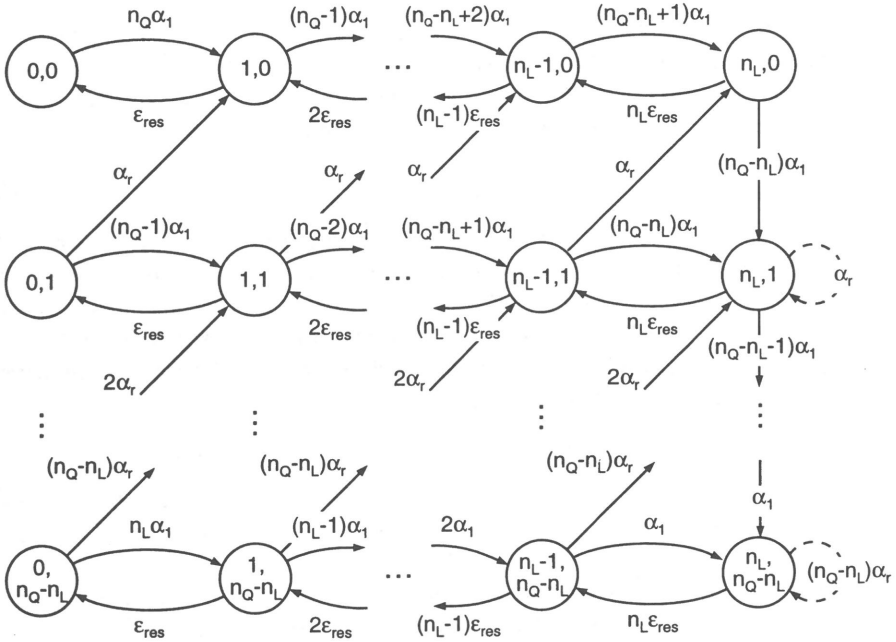


Bild 5.6: Zustands-Übergangsdigramm der zweidimensionalen Markoff-Kette bei schneller Bitratenreservierung

Unter den gemachten Annahmen läßt sich das in Bild 5.5 dargestellte analytische Modell mit Hilfe einer zweidimensionalen Markoff-Kette (vgl. Abschnitt 4.3.2) behandeln. Der Zustand  $(i, j)$  des Systems wird hierbei durch die Anzahl gleichzeitiger Bitratenreservierungen  $i$ ,  $0 \leq i \leq n_L$ , auf dem abgehenden Übertragungsabschnitt und die Anzahl blockierter, äquivalenter Quellen  $j$ ,  $0 \leq j \leq n_Q - n_L$ , am Netzzugang beschrieben. Für  $n_Q \geq n_L$  bestimmen sich die Raten für die in Bild 5.6 veranschaulichten Übergänge zwischen den benachbarten Zuständen wie folgt (siehe dazu auch Bild 5.2):

- Nach einer Rückmeldung über eine erfolgreiche Übermittlung wechselt eine äquivalente Quelle im Pausenzustand im Mittel nach der Zeitdauer  $t_{b,s,B}$  wieder in den aktiven Zustand und veranlaßt einen ersten Reservierungsversuch. Die Dauer  $T_{b,s,B}$  soll dabei zunächst, wie oben erwähnt, negativ-exponentiell verteilt sein. Daher ist die Zeitspanne  $T_{b,s}^*$  vom Ablauf des Haltezeit-Timers bis zum Beginn der darauffolgenden Reservie-

rung aufgrund der Gedächtnisfreiheit der negativ-exponentiellen Verteilung ebenfalls negativ-exponentiell verteilt und besitzt denselben Mittelwert

$$t_{b,s}^* = t_{b,s,B}. \quad (5.1)$$

Ferner entspricht  $T_{b,s}^*$  der Zeitspanne  $T_{frei,1}$  zwischen dem Ende einer Bitratenreservierung und dem darauffolgenden ersten Reservierungsversuch derselben äquivalenten Quelle innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle. Die Ankunftsrate der ersten Reservierungsanforderungen einer äquivalenten Quelle ergibt sich somit zu

$$\alpha_1 = 1/t_{b,s}^*. \quad (5.2)$$

Für  $i < n_L$  kann die gewünschte Bitrate auf dem abgehenden Übertragungsabschnitt reserviert werden, und die Anzahl momentaner Reservierungen  $i$  erhöht sich um eins. Ist dagegen  $i = n_L$ , so wird die Anforderung abgelehnt (Blockierung), und  $j$  erhöht sich um eins. Da sich im Systemzustand  $(i, j)$  genau  $n_Q - i - j$  voneinander unabhängige, äquivalente Quellen im Pausenzustand befinden, ergeben sich die Übergangsraten aufgrund einer ersten Reservierung zu

$$\lambda(i+1, j|i, j) = (n_Q - i - j) \cdot \alpha_1, \quad 0 \leq i < n_L, \quad 0 \leq j \leq n_Q - n_L, \quad (5.3)$$

$$\lambda(n_L, j+1|n_L, j) = (n_Q - n_L - j) \cdot \alpha_1, \quad 0 \leq j < n_Q - n_L. \quad (5.4)$$

- Für den Fall einer Blockierung veranlaßt das sendende Netzzugangssystem nach der Zeitdauer  $T_r$  (Mittelwert  $t_r$ ) einen wiederholten Reservierungsversuch. Aus der Sicht der ATM-Vermittlungsstelle ist dessen Ankunftsrate  $\alpha_r$ , jedoch aufgrund der Umlaufdauer  $T_U$  durch

$$\alpha_r = 1/(t_r + t_U) \quad (5.5)$$

gegeben. Je nachdem, ob die gewünschte Bitrate nun zur Verfügung steht ( $i < n_L$ ) oder nicht ( $i = n_L$ ), geht das System aus dem Zustand  $(i, j)$  in den Zustand  $(i+1, j-1)$  über oder der Reservierungswunsch wird wiederum abgelehnt. Die zum ersten Fall gehörigen Übergangsraten sind proportional zur Anzahl  $j$  momentan blockierter, äquivalenter Quellen und berechnen sich zu

$$\lambda(i+1, j-1|i, j) = j \cdot \alpha_r, \quad 0 \leq i < n_L, \quad 0 < j \leq n_Q - n_L. \quad (5.6)$$

- Die letzte Möglichkeit eines Zustandsübergangs resultiert aus der Rückgabe von Bitrate an die ATM-Vermittlungsstelle mit dem Ende einer Reservierung. Die entsprechenden Übergangsraten leiten sich analog zu den oberen aus dem Kehrwert der mittleren Reservierungsdauer

$$\varepsilon_{res} = 1/t_{res} \quad (5.7)$$

ab und ergeben sich zu

$$\lambda(i-1, j|i, j) = i \cdot \varepsilon_{res}, \quad 0 < i \leq n_L, \quad 0 \leq j \leq n_Q - n_L. \quad (5.8)$$

Die Berechnung der mittleren Reservierungsdauer  $t_{res}$  ist in Anhang A.1 durchgeführt. Es ergibt sich nach Gleichung A.9:

$$t_{res} = t_U \cdot (1 + e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}}) + t_{b,s,B} \cdot (e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}} - 1) + t_{b,h} \cdot e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}}. \quad (5.9)$$

Aus der bisherigen Analyse wird deutlich, daß die Verkehrsleistung der schnellen Bitratenreservierung nicht von der physikalischen Lage der ATM-Vermittlungsstelle innerhalb der Verbindung und damit auch nicht von  $\tau$  abhängig ist.

Mit Hilfe der Übergangsraten  $\lambda(i_2, j_2|i_1, j_1)$  können nun im nächsten Schritt die Gleichungen des statistischen Gleichgewichts aufgestellt werden (vgl. Gleichungen 4.29 und 4.30). Die Lösung dieses Gleichungssystems führt dann auf die Wahrscheinlichkeiten  $p(i, j)$  für das Auftreten des Zustands  $(i, j)$  zu einem beliebigen Betrachtungszeitpunkt. Aus diesen Zustandswahrscheinlichkeiten lassen sich dann die charakteristischen Größen des Systems ableiten. Für die Leistungsuntersuchung sind vor allem die Blockierwahrscheinlichkeit für einen Reservierungsversuch, die mittlere Transferzeit eines Datenbüschels und die Auslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts von Interesse.

Die Unterscheidung von äquivalenten Quellen im Pausen- und Blockierzustand erlaubt eine separate Bestimmung der Blockierwahrscheinlichkeiten für einen ersten ( $B_{res,1}$ ) und einen weiteren ( $B_{res,r}$ ) Reservierungsversuch. Generell kann die Blockierwahrscheinlichkeit für einen Reservierungsversuch analog zur Bestimmung der Rufblockierwahrscheinlichkeit bei Wartesystemen mit endlicher Quellenzahl [104] aus dem Quotienten der mittleren Anzahl von Blockierungen und der mittleren Anzahl von Anforderungen berechnet werden. Somit ergeben sich folgende Ergebnisse:

$$B_{res,1} = \frac{\sum_{j=0}^{n_Q - n_L} (n_Q - n_L - j) \cdot p(n_L, j)}{\sum_{i=0}^{n_L} \sum_{j=0}^{n_Q - n_L} (n_Q - i - j) \cdot p(i, j)}, \quad (5.10)$$

$$B_{res,r} = \frac{\sum_{j=1}^{n_Q - n_L} j \cdot p(n_L, j)}{\sum_{i=0}^{n_L} \sum_{j=1}^{n_Q - n_L} j \cdot p(i, j)}. \quad (5.11)$$

Wird die Bitrate nach der erfolgreichen Übermittlung eines Datenbüschels sofort wieder zurückgegeben, so entspricht die Blockierwahrscheinlichkeit einer Reservierung auch derjenigen für eine Datenbüschelübermittlung. Ist die Haltezeit  $T_H$  jedoch größer als 0, so können

innerhalb einer Reservierung mehrere Datenbüschel übermittelt werden. Für die Wahrscheinlichkeit, daß ein Datenbüschel nicht sofort übermittelt werden kann und dessen erste Reservierung zudem abgelehnt wird, gilt somit

$$B_{b,1} = \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot B_{res,1}, \quad (5.12)$$

wobei  $n_{b,h,res}$  die mittlere Anzahl von Datenbüschelübermittlungen innerhalb einer Reservierungsphase bezeichnet. Die Berechnung von  $n_{b,h,res}$  ist in Anhang A.1 durchgeführt.

Die Transferzeit  $T_{b,f}$  eines Datenbüschels setzt sich aus der Wartezeit  $T_{b,w}$  im sendenden Netzzugangssystem und der eigentlichen Übermittlungsdauer  $T_{b,üm}$  im ATM-Netz zusammen.  $T_{b,üm}$  umfaßt dabei die Zeitdauer von der Übertragung der ersten Zelle ins ATM-Netz bis zum Empfang der letzten Zelle im empfangenden Netzzugangssystem. Da das Modell die kleinen Zellpuffer in der ATM-Vermittlungsstelle vernachlässigt, und die reservierte Bitrate im ATM-Netz der mittleren Bitrate der Datenquelle auf Büschelebene entspricht, erhält man für die mittlere Übermittlungsdauer

$$t_{b,üm} = \frac{t_U}{2} + t_{b,h}. \quad (5.13)$$

Die Wartezeit am Netzzugang tritt jedoch nur für das erste Datenbüschel innerhalb einer Reservierungsphase auf. Ihr Mittelwert  $t_{b,w,1}$  setzt sich dabei aus zwei Komponenten zusammen. Die erste Komponente entspricht der Zeitdauer für eine erfolgreiche Reservierung, während die zweite Komponente die zusätzliche Wartezeit im Falle von Blockierungen berücksichtigt, d. h.

$$\begin{aligned} t_{b,w,1} &= t_U + B_{res,1} \cdot \sum_{\kappa=1}^{\infty} \kappa \cdot B_{res,r}^{\kappa-1} \cdot (1 - B_{res,r}) \cdot (t_U + t_r) \\ &= t_U + \frac{B_{res,1}}{1 - B_{res,r}} \cdot (t_U + t_r). \end{aligned} \quad (5.14)$$

Somit ergeben sich die mittlere Wartezeit  $t_{b,w}$  und die mittlere Transferzeit  $t_{b,f}$  für ein beliebiges Datenbüschel zu

$$t_{b,w} = \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot \left[ t_U + \frac{B_{res,1}}{1 - B_{res,r}} \cdot (t_U + t_r) \right], \quad (5.15)$$

$$t_{b,f} = t_{b,w} + \frac{t_U}{2} + t_{b,h}. \quad (5.16)$$

Um die Auslastung  $y_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts zu bestimmen, wird der Anteil der Zeit benötigt, den jede Quelle im Mittel innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle aktiv ist. Bezogen auf das in Bild 5.5 dargestellte Analysemodell gibt dieser Wert die Auslastung  $y_Q$  einer Bedieneinheit durch eine Quelle an. Er berechnet sich zu

$$y_Q = \frac{n_{b,h,res} \cdot t_{b,h}}{t_{res} + t_{b,s}^* + t_{b,w,1} - t_U}. \quad (5.17)$$

Die Auslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts ist folglich durch die Beziehung

$$y_L = n_Q \cdot \frac{r_b}{C_L} \cdot y_Q \quad (5.18)$$

gegeben. Dieser Wert entspricht bei der schnellen Bitratenreservierung auch der Nutzauslastung, d. h. der Auslastung des betrachteten Übertragungsabschnitts durch fehlerfrei übermittelte Datenbüschel.

Die Analyse kann auch für hyperexponentiell verteilte Pausendauern durchgeführt werden. Das bis hierher beschriebene Vorgehen bei der Ableitung der Leistungsgrößen ist dabei prinzipiell gleich, es ändern sich lediglich die Bestimmungsgleichungen für  $t_{b,s}^*$ ,  $n_{b,h,res}$  und  $t_{res}$ . Ihre Berechnung erfolgt in Anhang A.2.

Hyperexponentiell verteilte Pausendauern eignen sich besser für die Modellierung von Anwendungen, bei denen Phasen mit kurz aufeinanderfolgenden Datenübermittlungen durch längere Pausen getrennt sind. Typische Beispiele für diese Verkehrscharakteristik sind *Server-Anwendungen* [38].

### 5.3.3.2 Analyse der schnellen Pufferreservierung

Bild 5.7 zeigt das Modell zur analytischen Untersuchung der schnellen Pufferreservierung aus der Sicht der ATM-Vermittlungsstelle. Die äquivalenten Quellen bilden wiederum das Verhalten der Netzzugangssysteme an der Schnittstelle zum ATM-Netz auf Büschelebene nach. Blockierungen werden zunächst nicht explizit berücksichtigt. Eine äquivalente Quelle, deren Reservierungswunsch von der ATM-Vermittlungsstelle abgelehnt wurde, verhält sich demnach genauso wie eine äquivalente Quelle im Pausenzustand.

Im Gegensatz zur schnellen Bitratenreservierung hängt die Übertragungsdauer eines Datenbüschels innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle maßgeblich von der Anzahl gleichzeitiger Datenbüschelübertragungen auf der betrachteten Ausgangsleitung ab. Grund hierfür ist das Absinken der mittleren Büschelübertragungsrate bei mehr als  $n_L = \lfloor C_L/r_b \rfloor$  gleichzeitigen Übertragungen. Möglich sind diese Zustände, falls die maximale Anzahl gleichzeitiger Pufferreservierungen  $n_S = \lfloor S/W \rfloor$  größer als  $n_L$  ist. Hierbei bezeichnet  $S$  die Puffergröße der Ausgangseinheit und  $W$  den reservierten Pufferplatz (Pufferbereich) einer äquivalenten Quelle.

Da die äquivalenten Quellen während einer Reservierungsphase nicht immer Daten senden, ist es notwendig, bei der Analyse zwischen der Anzahl reservierter Pufferbereiche  $k$ ,  $0 \leq k \leq n_S$ , und der momentanen Anzahl gleichzeitiger Datenübertragungen  $l$ ,  $0 \leq l \leq k$ , auf der betrachteten Ausgangsleitung zu unterscheiden.

Übertragen auf das Modell kann sich eine in der ATM-Vermittlungsstelle angenommene Anforderung somit in einer von zwei Phasen befinden. Die erste Phase modelliert bestehende

Pufferreservierungen für äquivalente Quellen, die zur Zeit keine Daten senden. Diese sogenannten Blindbelegungsauern sind unabhängig vom Zustand der anderen äquivalenten Quellen und bestehen im Mittel für die Zeitdauer  $t_{Pb,b}$ . Sie beinhalten die Laufzeiten, die Haltezeiten und die Pausendauern zwischen zwei aufeinanderfolgenden Datenbüschelübermittlungen innerhalb derselben Reservierungsphase.

Nach der Blindbelegungsphase geht die Anforderung in die zweite Phase über. Diese beschreibt die Datenübertragung auf der Ausgangsleitung der ATM-Vermittlungsstelle und ist, wie bereits erläutert, in ihrer mittleren Dauer  $t_{b,üt}(l)$  von der Anzahl  $l$  gleichzeitiger Übertragungen abhängig.

Nach erfolgter Datenbüschelübermittlung ergeben sich entsprechend dem Protokollablauf zwei Möglichkeiten:

1. Für  $T_H > 0$  bleibt die Reservierung mit Wahrscheinlichkeit  $p_{ff} > 0$  bestehen und es erfolgt eine weitere Datenbüschelübermittlung. Die Anforderung geht somit wieder in die Blindbelegungsphase über.
2. Im anderen Fall endet die Reservierung. Die betreffende äquivalente Quelle generiert dann nach der mittleren Zeitdauer  $t_{b,s}^*$  eine erneute Reservierungsanforderung. Die Zeitdauer zwischen dem Ende der Datenübertragung und der Rücknahme der Reservierung innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle ist im Modell in  $t_{Pb,b}$  enthalten.

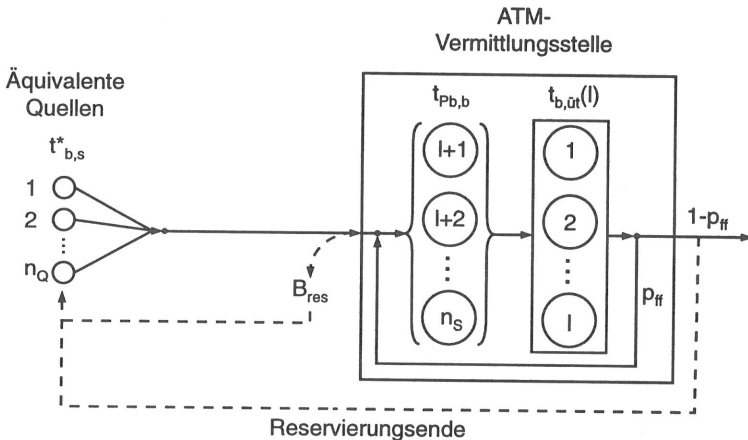


Bild 5.7: Modell zur analytischen Untersuchung der schnellen Pufferreservierung

Um eine Analyse dieses Modells zu ermöglichen, muß angenommen werden, daß

- die Blindbelegungsdauer  $T_{Pb,b}$ ,

- die Übertragungsdauern  $T_{b,üi}(l)$  bei  $l$  gleichzeitigen Datenbüschelübertragungen auf der betrachteten Ausgangsleitung der ATM-Vermittlungsstelle und
- die Zeitdauer  $T_{b,s}^* = T_{frei,1}$  vom Ablauf des Haltezeit-Timers bis zum Senden der darauffolgenden Reservierungsanforderung

negativ-exponentiell verteilt sind. Die beiden letzten Annahmen treffen für den Fall negativ-exponentiell verteilter Pausendauern ( $T_{b,s,B}$ ) und Datenbüschellängen zu.

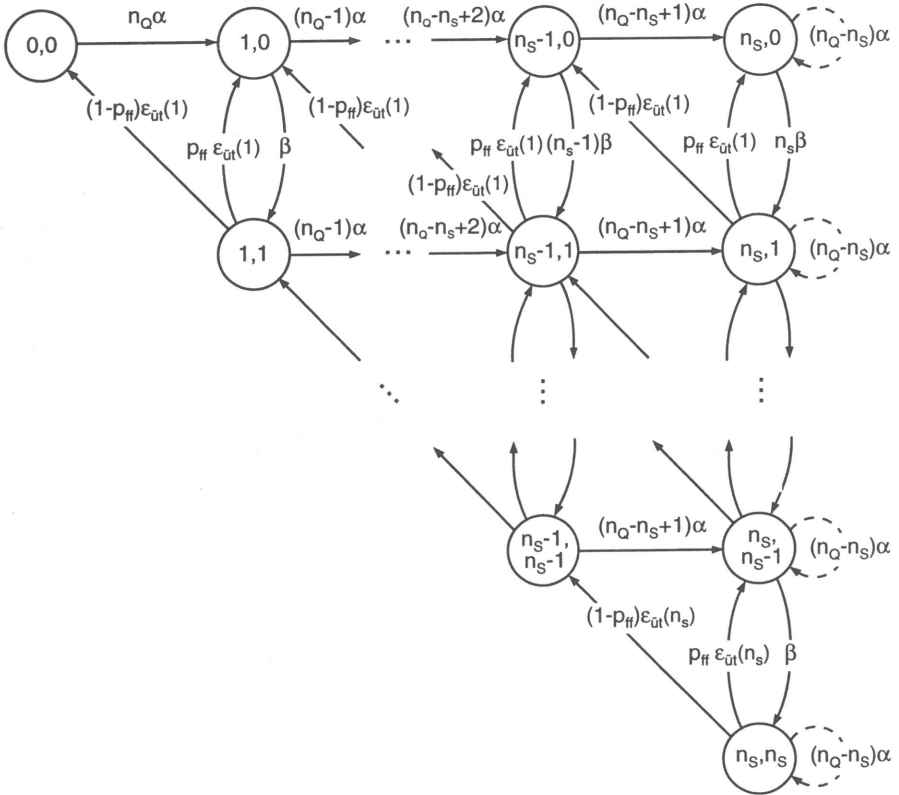


Bild 5.8: Zustands-Übergangsdiagramm der zweidimensionalen Markoff-Kette bei schneller Pufferreservierung (der Übersicht wegen sind nicht alle Übergänge beschriftet)

Unter diesen Annahmen läßt sich das in Bild 5.7 dargestellte Modell ebenfalls mit Hilfe einer zweidimensionalen Markoff-Kette analysieren, wobei der Zustandsraum des Systems durch  $\{(k, l) : 0 \leq k \leq n_s, 0 \leq l \leq k\}$  gegeben ist. Bild 5.8 zeigt das entstehende Zustands-Übergangsdiagramm. Die Übergänge zwischen den benachbarten Zuständen lassen

sich folgendermaßen berechnen (siehe dazu auch Bild 5.2):

- Analog zu den Betrachtungen bei schneller Bitratenreservierung ergibt sich die Ankunftsrate  $\alpha$  einer Reservierungsanforderung für eine äquivalente Quelle im Pausenzustand aus der Sicht der ATM-Vermittlungsstelle zu

$$\alpha = \frac{1}{t_{b,s}^*} = \frac{1}{t_{b,s,B}}. \quad (5.19)$$

Da sich im Systemzustand  $(k, l)$  genau  $n_Q - k$  voneinander unabhängige, äquivalente Quellen im Pausenzustand befinden, erhält man für die Übergangsraten aufgrund einer erfolgreichen Pufferreservierung die Beziehung

$$\lambda(k+1, l|k, l) = (n_Q - k) \cdot \alpha, \quad 0 \leq k < n_S, \quad 0 \leq l \leq k. \quad (5.20)$$

- Die mittlere Blindbelegungsdauer pro Datenbüschelübermittlung  $t_{Pb,b}$  bestimmt sich aus der mittleren Pufferblindbelegungsdauer pro Reservierungsphase  $t_{Pb,res}$  und der mittleren Anzahl von Datenbüschelübermittlungen innerhalb einer Reservierungsphase  $n_{b,h,res}$  zu

$$t_{Pb,b} = \frac{t_{Pb,res}}{n_{b,h,res}} = \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot (2t_U + t_H + \frac{p_{ff}}{1-p_{ff}} \cdot (t_U + t_{b,s,B}|_{T_{b,s,B} < T_H})) \quad (5.21)$$

mit  $n_{b,h,res}$  und  $t_{b,s,B}|_{T_{b,s,B} < T_H}$  nach Gleichung A.5 bzw. A.7. Die Übergangsrate  $\lambda(k, l+1|k, l)$  für die erste von  $k-l$  Anforderungen, die sich momentan in der Blindbelegungsphase befinden, in die Phase der Datenbüschelübertragung ergibt sich demnach zu

$$\lambda(k, l+1|k, l) = (k-l) \cdot \beta = \frac{(k-l)}{t_{Pb,b}}, \quad 0 < k \leq n_S, \quad 0 \leq l < k. \quad (5.22)$$

- Schließlich entsprechen die Übergangsraten  $\epsilon_{\ddot{u}t}(l)$  den Enderaten der jeweils ersten von momentan  $l$  parallel stattfindenden Datenbüschelübertragungen auf der betrachteten Ausgangsleitung der ATM-Vermittlungsstelle. Ihre Berechnung ist in Anhang B durchgeführt. Nach Gleichung B.4 ergibt sich

$$\epsilon_{\ddot{u}t}(l) = \begin{cases} \frac{l}{t_{b,\ddot{u}t,ideal}} & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} \leq C_L \\ \frac{C_L}{r_{b,\ddot{u}t,ideal} \cdot t_{b,\ddot{u}t,ideal}} & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} > C_L \end{cases}, \quad (5.23)$$

wobei  $t_{b,\ddot{u}t,ideal}$  die minimal erzielbare (ideale) mittlere Datenbüschelübertragungsdauer und  $r_{b,\ddot{u}t,ideal}$  den dazugehörigen maximalen Wert der mittleren Datenbüschelübertragungsrates  $r_{b,\ddot{u}t}$  im sendenden Netzzugangssystem bezeichnen. Diese beiden Größen werden ebenfalls in Anhang B berechnet.



Je nachdem, ob eine weitere Datenbüschelübermittlung innerhalb derselben Reservierungsphase stattfindet oder nicht, geht die Anforderung wieder in die Phase der Pufferblindbelegung über, oder sie gibt den reservierten Pufferplatz an die ATM-Vermittlungsstelle zurück<sup>3</sup>. Somit ist

$$\lambda(k, l - 1 | k, l) = p_{ff} \cdot \epsilon_{\text{üt}}(l), \quad 1 \leq k \leq n_S, 1 \leq l \leq k, \quad (5.24)$$

und

$$\lambda(k - 1, l - 1 | k, l) = (1 - p_{ff}) \cdot \epsilon_{\text{üt}}(l), \quad 1 \leq k \leq n_S, 1 \leq l \leq k. \quad (5.25)$$

Mit Hilfe der berechneten Übergangsraten  $\lambda(k_2, l_2 | k_1, l_1)$  lassen sich die Gleichungen des statistischen Gleichgewichts aufstellen (vgl. Abschnitt 4.3.2). Die Lösung dieses Gleichungssystems führt auf die Wahrscheinlichkeiten  $p(k, l)$  für das Auftreten der Zustände  $(k, l)$  zu einem beliebigen Betrachtungszeitpunkt. Aus den Zustandswahrscheinlichkeiten  $p(k, l)$  ergibt sich die Wahrscheinlichkeit für die Ablehnung einer Reservierungsanforderung zu

$$B_{res} = \frac{\sum_{l=0}^{n_S} (n_Q - n_S) \cdot p(n_S, l)}{\sum_{k=0}^{n_S} \sum_{l=0}^k (n_Q - k) \cdot p(k, l)}. \quad (5.26)$$

Um auch das Verhalten der blockierten äquivalenten Quellen in der Analyse zu berücksichtigen, wird folgendermaßen vorgegangen:

1. Blockierungen haben ein verändertes Ankunftsverhalten der Reservierungsanforderungen zur Folge, da der Abstand zwischen wiederholten Reservierungsversuchen nicht durch die Zufallsvariable  $T_{b,s}^*$  sondern durch  $T_U + T_r$  gegeben ist. Die mit Hilfe von Gleichung 5.26 berechnete Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{res}$  führt daher zu einer neuen mittleren Ankunftsrate  $\alpha_{neu}$  für erste **und** wiederholte Reservierungsversuche. Diese berechnet sich zu

$$\alpha_{neu} = \frac{1}{(1 - B_{res}) \cdot t_{b,s}^* + B_{res} \cdot (t_U + t_r)}. \quad (5.27)$$

2. Im nächsten Schritt wird die oben beschriebene Analyse mit  $\alpha = \alpha_{neu}$  erneut durchgeführt. Somit ergibt sich auch ein neuer Wert für die Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{res}$ .

Werden die Schritte 1 und 2 abwechselungsweise wiederholt, so konvergieren die mittlere Ankunftsrate  $\alpha$ , die Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{res}$  und natürlich auch die Zustandswahrscheinlichkeiten  $p(k, l)$  für stabile Systeme jeweils gegen einen Grenzwert. Da die Ankunftsabstände für erste und wiederholte Reservierungsversuche jedoch nicht negativ-exponentiell

<sup>3</sup>Die Zeitdauer  $t_U + t_H$  vom Ende der Übertragung innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle bis zur Rückgabe des Zellpuffers wird bereits bei der Berechnung von  $t_{p,b,s}$  nach Gleichung 5.21 berücksichtigt.

verteilt sind, stellt dieser iterative Ansatz keine exakte Lösung sondern eine Approximation dar.

Ausgehend von den Zustandswahrscheinlichkeiten  $p(k, l)$  ist es nun möglich, die relevanten Leistungsgrößen zu ermitteln. Wie bei der schnellen Bitratenreservierung setzt sich die Transferzeit  $T_{b,f}$  eines Datenbüschels aus der Wartezeit  $T_{b,w}$  im sendenden Netzzugangssystem und der eigentlichen Übermittlungsdauer  $T_{b,üm}$  im ATM-Netz zusammen.  $T_{b,üm}$  umfaßt dabei die Laufzeit  $T_U/2$  und die Übertragungsdauer  $T_{b,üt}$  innerhalb der Ausgangseinheit des ATM-Netzknotts. Die Vermittlungsdauer im ATM-Netzknott sowie sämtliche Verarbeitungszeiten werden ja, wie bereits erwähnt, vernachlässigt, bzw. sie sind in der Laufzeit  $t_U$  enthalten.

Die mittlere Übertragungsdauer für ein Datenbüschel ergibt sich nach Little (siehe [104]) aus dem Quotienten der mittleren Anzahl von gleichzeitig stattfindenden Datenbüschelübertragungen und der mittleren Ankunftsrate der Datenbüschel zu

$$t_{b,üt} = \frac{\sum_{k=0}^{n_S} \sum_{l=0}^k l \cdot p(k, l)}{\sum_{k=0}^{n_S} \sum_{l=0}^{k-1} (k-l) \cdot p(k, l)} \cdot t_{Pb,b}. \quad (5.28)$$

Die mittlere Wartezeit für ein beliebiges Datenbüschel bestimmt sich unter der Annahme, daß Erst- und Folgeblockierungen jeweils gleichwahrscheinlich sind, analog zu den Gleichungen 5.14 und 5.15 zu

$$\begin{aligned} t_{b,w} &= \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot (t_U + B_{res} \cdot \sum_{\kappa=1}^{\infty} \kappa \cdot B_{res}^{\kappa-1} \cdot (1 - B_{res}) \cdot (t_U + t_r)) \\ &= \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot (t_U + \frac{B_{res}}{1 - B_{res}} \cdot (t_U + t_r)). \end{aligned} \quad (5.29)$$

Mit Hilfe der Gleichungen 5.28 und 5.29 läßt sich die mittlere Datenbüscheltransferzeit  $t_{b,f}$  somit aus

$$t_{b,f} = t_{b,w} + t_{b,üt} + \frac{t_U}{2} \quad (5.30)$$

berechnen. Ferner erhält man die Wahrscheinlichkeit  $B_{b,1}$ , daß ein Datenbüschel nicht sofort übermittelt werden kann und dessen erste Reservierung zudem abgelehnt wird, aus der Beziehung

$$B_{b,1} = \frac{1}{n_{b,h,res}} \cdot B_{res}. \quad (5.31)$$

Die Auslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts  $y_L$  ergibt sich schließlich zu

$$y_L = \sum_{k=1}^{n_S} \sum_{l=1}^k y_{L|l} \cdot p(k, l), \quad (5.32)$$

wobei die auf die Anzahl momentan gleichzeitiger Datenbüschelvermittlungen  $l$  bedingte Auslastung  $y_{L|l}$  durch

$$y_{L|l} = \begin{cases} \frac{l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal}}{C_L} & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} \leq C_L \\ 1 & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} > C_L \end{cases} \quad (5.33)$$

gegeben ist. Der hierfür benötigte maximale Wert  $r_{b,\ddot{u}t,ideal}$  der mittleren Datenbüschelübertragungsrate  $r_{b,\ddot{u}t}$  ist in Anhang B.1 berechnet.

Da bei der schneller Pufferreservierung keine Zellen im ATM-Netz verworfen werden, entspricht die Auslastung  $y_L$  auch der Nutzauslastung des betrachteten Übertragungsabschnitts.

## 5.4 · Vergleichende Leistungsuntersuchung

Die in diesem Abschnitt durchgeführten Studien zeigen das prinzipielle Leistungsvermögen der drei untersuchten Protokolle zur schnellen Ressourcenzuteilung. Kriterien für die Bewertung sind Dienstgüteparameter, wie Transferzeiten bzw. Verlust- und Blockierwahrscheinlichkeiten. Ferner werden die maximal möglichen Auslastungen der Übertragungsabschnitte bei vorgegebener Dienstgüte sowie die Abhängigkeit der Auslastungsgrenzen von der Verkehrscharakteristik und den Netzparametern betrachtet (vgl. Abschnitt 4.4).

Zur Beurteilung der Verkehrsleistung der einzelnen Verfahren dienen sowohl Analyse- als auch Simulationsergebnisse. Das dafür benötigte Simulationsprogramm wurde im Rahmen dieser Arbeit aus dem in Abschnitt 5.3.2 erläuterten Simulationsmodell entwickelt. Zu Vergleichszwecken zeigen die Studien auch Ergebnisse für einfaches statistisches Multiplexen (SM).

Sofern nicht anders angegeben, werden für die Leistungsuntersuchung die in Tabelle 5.1 spezifizierten Parameterwerte verwendet. Die Datenquellen modellieren dabei TCP/IP-Verkehr, wie er bei der Kommunikation zwischen Rechnern entsteht, die an verschiedene Lokale Netze vom Typ Ethernet angeschlossen sind. Für eine Übertragungsgeschwindigkeit von 10 Mbit/s innerhalb der ATM-Schicht ergibt sich bei einer mittleren Büscheldauer von 50 ms unter Berücksichtigung der Steuerfelder in den höheren Schichten (AAL-Typ 5, IP, TCP, ...) eine mittlere Benutzerdateigröße von ca. 50 KBytes. Diese mittlere Dateigröße liegt somit in der Größenordnung des in Tabelle 2.2 angegebenen Meßwertes für FTP-Verkehr. Damit die Puffergröße in den sendenden Netzzugangssystemen keinen Einfluß auf die Verkehrsleistung der Verfahren hat, wurde sie so groß gewählt, daß in den sendenden Netzzugangssystemen nur bei permanenter Überlast Zellen verlorengehen.

Abgesehen von den Systemparametern haben auch die Protokollparameter Einfluß auf die Verkehrsleistung der verschiedenen Ressourcenzuteilungsverfahren. Im nächsten Abschnitt

Modellkomponente	Parameter	Werte
Datenquellen	Mittlere Büscheldauer $t_{b,h}$ (GEO <sub>1</sub> )	50 ms
	Mittlere Pausendauer $t_{b,s,B}$ (FBR,FBRR) bzw. $t_{b,s}$ (ABR,SM), jeweils neg.-exp. verteilt (M)	450 ms
	Mittlere Ankunftsbitrate $r_b$ des Datenbüschels	10 Mbit/s
Netzzugangssystem	Puffergröße $S_N$	0.5 MByte
ATM-Vermittlungsstelle	Puffergröße $S$ einer Ausgangseinheit	380 KByte, 1 MByte
Sonstige Parameter	Mittlere Umlaufdauer $t_U$ (D)	10 ms
	Zeitdauer $\tau$	0 ms
	Bitrate $C_L$ aller Übertragungsabschnitte	150 Mbit/s

Tabelle 5.1: Systemparameter für die Leistungsuntersuchung (sofern nicht anders angegeben)

werden daher zuerst die Ergebnisse einiger Studien dargestellt, die eine sinnvolle Wahl der Protokollparameter ermöglichen.

### 5.4.1 Wahl der Protokollparameter

Bei der schnellen Bitraten- (FBRR) und der schnellen Pufferreservierung (FBR) ergeben sich die zu reservierende Bitrate bzw. die notwendige maximale Fenstergröße  $W$  aus der schon für die Analyse verwendeten Randbedingung, daß die mittleren Übertragungsraten  $r_{b,\hat{u}}^4$  der sendenden Netzzugangssysteme der mittleren Bitrate  $r_b$  des ankommenden Datenbüschels entsprechen. Als Freiheitsgrade bleiben somit noch die Haltedauer  $t_H$  und die Verzögerungszeit  $t_r$ .

Zur Bestimmung eines geeigneten Wertes für die Verzögerungszeit  $t_r$  zwischen dem Eintreffen einer Reservierungsablehnung und dem Anregen eines wiederholten Reservierungsversuchs im sendenden Netzzugangssystem wurde eine Parameterstudie durchgeführt.

Die Bilder 5.9 und 5.10 zeigen die Abhängigkeiten der wesentlichen Dienstgüteparameter und der Auslastung des abgehenden Übertragungsabschnitts von  $t_r$ . Es ist zu erkennen, daß die

<sup>4</sup>Bei Pufferreservierung ist hier der langzeitige Mittelwert  $r_{b,\hat{u}} = (W/t_U) \cdot 424$  (Bits/ATM-Zelle) gemeint.

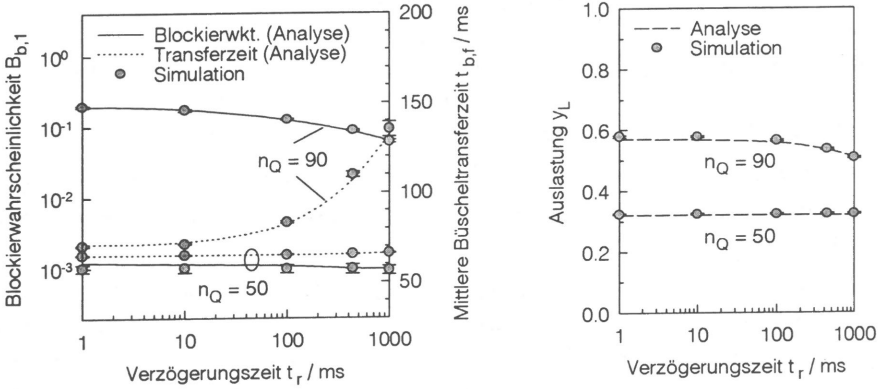


Bild 5.9: Abhängigkeit der Blockierwahrscheinlichkeit, der mittleren Bündeltransferzeit und der Auslastung von der Verzögerungszeit  $t_r$  bei schneller Bitratenreservierung ( $S = 380$  KBytes,  $t_H = 0$  ms)

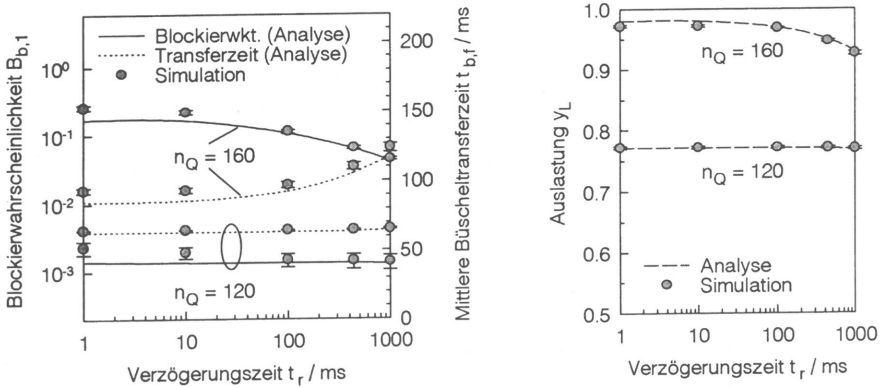


Bild 5.10: Abhängigkeit der Blockierwahrscheinlichkeit, der mittleren Bündeltransferzeit und der Auslastung von der Verzögerungszeit  $t_r$  bei schneller Pufferreservierung ( $S = 380$  KBytes,  $t_H = 0$  ms)

mittlere Bündeltransferzeit  $t_{b,r}$  mit zunehmenden Werten für  $t_r$  ebenfalls ansteigt, da sich die mittlere Zeitdauer vom Beginn der ersten Reservierung bis zum Erhalt einer positiven Quittung vom Netz vergrößert. Aufgrund des adaptiven Quellverhaltens – die Pausendauer  $T_{b,s,B}$  beginnt erst nach erfolgreicher Übermittlung des vorherigen Datenbündels – verringert sich dabei die Auslastung  $y_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts und somit die Wahrscheinlichkeit  $B_{b,1}$  für eine erste Blockierung.

Der Einfluß der Verzögerungszeit hängt jedoch stark vom absoluten Wert der Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{b,1}$  ab. Ist dieser relativ groß (beispielsweise größer als 0.1), so verändern sich die mittleren Bündeltransferzeiten und die Auslastung des Übertragungsabschnitts deutlich mit der Verzögerungszeit, da blockierte Quellen in diesem Fall signifikant zu den Mittelwerten beitragen. Für kleine Werte von  $B_{b,1}$  sind die Abhängigkeiten dagegen fast unmerklich.

Für die folgenden Untersuchungen wurde  $t_r$  zu 30 ms gewählt. Dieser Wert stellt einen Kompromiß zwischen erzielter mittlerer Bündeltransferzeit  $t_{b,f}$  und der Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{b,1}$  dar.

Der andere zu bestimmende Protokollparameter ist die Haltedauer  $t_H$ . Der Einfluß dieser Größe auf die mittlere Bündeltransferzeit  $t_{b,f}$  ist für den Fall der schnellen Bitratenreservierung in Bild 5.11 dargestellt. Für die Pausendauer  $T_{b,s,B}$  wurde hier die allgemeinere  $H_2$ -Verteilung gewählt. Sie entspricht jedoch für  $p_{H_2} = 0$  der bisher verwendeten negativ-exponentiellen Verteilung (M) mit Mittelwert  $t_{b,s,B} = 450$  ms.

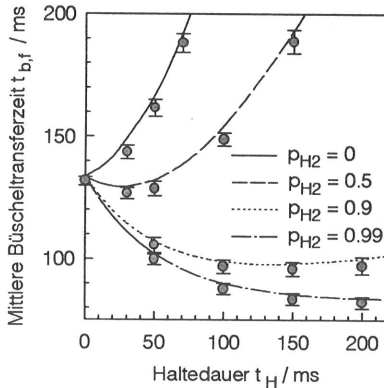


Bild 5.11: Abhängigkeit der mittleren Bündeltransferzeit von der Haltedauer ( $n_Q = 45$ ,  $S = 380$  KBytes,  $t_{b,s,B} = 450$  ms,  $t_{b,s,B,1} = 50$  ms)

Der Kurvenverlauf ist prinzipiell durch zwei Faktoren bestimmt. Zum einen erhöht sich mit zunehmender Haltedauer die mittlere Anzahl von Datenbündelübermittlungen pro Reservierungsphase. Dieser Effekt verringert die mittlere Bündeltransferzeit. Andererseits steigt die Blockierwahrscheinlichkeit für das erste Datenbündel innerhalb einer Reservierungsphase mit der Haltedauer an, wodurch sich die Wartezeiten vergrößern.

Bei der Betrachtung der Kurven fällt deutlich auf, daß der dominante Faktor sehr stark von der Haltedauer und der Verteilung der Pausendauer  $T_{b,s,B}$  abhängt. Während die mittlere Bündeltransferzeit bei negativ-exponentieller Verteilung ( $p_{H_2} = 0$ ) stetig mit der Haltedauer ansteigt, besitzen die Kurven im allgemeinen Fall ( $p_{H_2} > 0$ ) ihr Minimum bei  $t_H > 0$  ms.

Diese Unterschiede lassen sich durch die Variationskoeffizienten  $c[T_{b,s,B}]$  der Pausendauer erklären: Bei der hier gewählten  $H_2$ -Verteilung wechseln sich kurze Pausendauern mit längeren ab. Da der Mittelwert  $t_{b,s,B,1}$  der kürzeren Pausendauern konstant bleibt, erhöht sich mit zunehmenden Werten von  $p_{H_2}$  sowohl die Anzahl kurz aufeinanderfolgender Datenbüschelübermittlungen als auch der Mittelwert  $t_{b,s,B,2}$  der längeren Pausendauern. Für Werte von  $p_{H_2}$  nahe bei 1 kann somit durch Haltezeiten  $t_{b,s,B,1} < t_H < t_{b,s,B,2}$  erreicht werden, daß sehr viele kurz aufeinanderfolgende Datenbüschel innerhalb einer Reservierungsphase übermittelt werden, und die Bitrate bei langen Pausendauern zurückgegeben wird. Dies führt letztendlich, verglichen mit  $t_H = 0$  ms, zu geringeren mittleren Transferzeiten.

Bei der schnellen Pufferreservierung ergeben sich prinzipiell dieselben Kurvenverläufe, wobei hier für den unrealistischen Fall extrem großer Zellpuffer auch bei negativ-exponentieller Pausendauer durch geeignete Haltedauern geringere mittlere Transferzeiten erreichbar sind. Dies läßt sich beispielsweise daran erkennen, daß bei permanenter Zuteilung des notwendigen Pufferplatzes für alle Quellen, d. h.  $t_H = \infty$ , keine Wartezeiten im Netzzugangssystem auftreten.

Die durch die Haltedauern erzielbaren Verringerungen der mittleren Transferzeit sind jedoch bei beiden Reservierungsverfahren – unter Voraussetzung realistischer Puffergrößen – von den Verhältnissen der mittleren Pausen- und Übermittlungsdauern zu der Umlaufdauer abhängig.

Da der nachfolgende Leistungsvergleich mit negativ-exponentiell verteilten Pausendauern durchgeführt wurde, wurde  $t_H = 0$  ms gewählt.

Ferner zeigen die Bilder 5.9, 5.10 und 5.11 eine gute Approximationsgenauigkeit der Analyseergebnisse. Merkliche Abweichungen treten nur bei der schnellen Pufferreservierung für sehr kleine Werte von  $t_r$  auf. Da dieser Bereich für den weiteren Verlauf dieser Arbeit keine Rolle spielt, zeigen die nachfolgenden Diagramme für die schnelle Puffer- und die schnelle Bitratenreservierung nur die Analyseergebnisse.

Für das ABR-Protokoll sind insgesamt vier Parameter festzulegen. Davon haben insbesondere die zulässige Anfangsbitrate  $R_{init}$  beim Aktivwerden einer virtuellen Verbindung und die vom ATM-Netznoten als Basis für die explizite Ratenberechnung gewählte Bitrate  $C_{L,res} < C_L$  maßgeblichen Einfluß auf die Verkehrsleistung.

Bild 5.12 zeigt die Wahrscheinlichkeit  $P_b$  für ein gestörtes Datenbüschel in Abhängigkeit der Bitraten  $R_{init}$  und  $C_{L,res}$ . Ein Datenbüschel wird im Zusammenhang mit ratenbasiertem ABR und einfachem statistischen Multiplexen als gestört bezeichnet, falls bei der Übermittlung im ATM-Netz mindestens eine Zelle verloren geht.

Aus dem Diagramm ist ersichtlich, daß  $P_b$  sehr schnell mit der Anfangsbitrate  $R_{init}$  und der Bitrate  $C_{L,res}$  ansteigt. Dies läßt sich dadurch begründen, daß beim ABR-Verfahren die Puffer in den Netznoten dazu benötigt werden, temporäre Überlasten beim Aktivwerden einer Verbindung aufzufangen. Ist die Anfangsbitrate klein, so verringert sich auch die Anzahl der

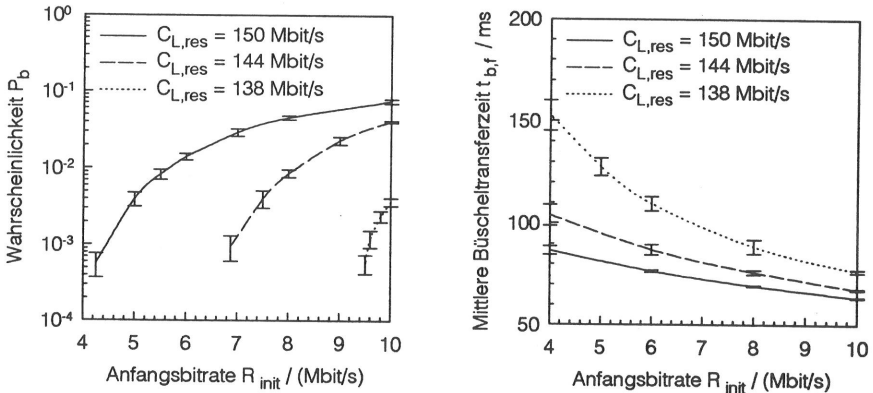


Bild 5.12: Abhängigkeit der Bündelverlustwahrscheinlichkeit und der mittleren Bündeltransferzeit von der Anfangsbitrate bei ABR ( $n_Q = 130$ ,  $S = 380$  KBytes)

zu puffernden Zellen. Ferner reduziert ein kleinerer Wert von  $C_{L,res}$  die Wahrscheinlichkeit für einen Überlastzustand und sorgt dafür, daß die während eines temporären Überlastzustandes gepufferten Zellen wieder schneller übertragen werden. Dadurch verringert sich außerdem die Wahrscheinlichkeit, daß während der nächsten Überlastdauer Zellen aufgrund eines Pufferüberlaufs verloren gehen.

Schließlich bewirken kleinere Anfangsbitraten eine Erhöhung der mittleren Bündeltransferzeit  $t_{b,f}$  da die sendenden Netzzugangssysteme alle Datenbündel bis zum Erhalt der ersten RM-Zelle vom ATM-Netz nur mit  $R_{init}$  übertragen werden, und dies unabhängig davon, ob der ATM-Netzknoten momentan voll ausgelastet ist oder nicht. Zum anderen wirkt sich ein kleineres  $C_{L,res}$  negativ auf  $t_{b,f}$  aus. Dies äußert sich in Bild 5.12 durch eine Verschiebung der einzelnen Kurven hin zu größeren mittleren Bündeltransferzeiten.

Aus Gründen eines fairen Vergleichs mit den anderen Reservierungsprotokollen wurde  $R_{init} = r_b$  gewählt. Um dabei die Wahrscheinlichkeit für ein gestörtes Datenbündel unter der Randbedingung einer hohen maximalen Auslastung möglichst gering zu halten, sei  $C_{L,res}$  im folgenden durch 138 Mbit/s gegeben.

Tabelle 5.2 gibt einen Überblick über die Werte aller Protokollparameter.

### 5.4.2 Verhalten unter verschiedenen Lastbedingungen

Die in Bild 5.13 dargestellten Ergebnisse zeigen einen Vergleich der mittleren Bündeltransferzeiten in Abhängigkeit des Verkehrsangebots  $A$ . Für die schnelle Bitraten- und die schnelle Pufferreservierung entspricht das Verkehrsangebot  $A$  der Auslastung  $y_L$  des abgehenden



Verfahren	Parameter	Wert
Schnelle Bitraten-reservierung (FBRR)	Verzögerungszeit $t_r$	30 ms
	Büschelübertragungsrate <sup>1</sup> $r_{b,üt}$	$r_b = 10$ Mbit/s
	Haltezeit $t_H$	0 ms
Schnelle Puffer-reservierung (FBR)	Verzögerungszeit $t_r$	30 ms
	Max. Fenstergröße $W$	$\frac{r_b \cdot t_U}{424 \text{ Bits}}$
	Haltezeit $t_H$	0 ms
Ratenbasiertes ABR (ABR)	Spitzenbitrate ( $\hat{=}$ PCR)	$r_b = 10$ Mbit/s
	Minimale Bitrate ( $\hat{=}$ MCR)	0 Mbit/s
	Anfangsbitrate $R_{init}$	$r_b = 10$ Mbit/s
	Maximal zugeteilte Übertragungsbitrate $C_{L,res}$	138 Mbit/s
	Senden einer RM-Zelle <sup>2</sup>	alle 32 Zellen
Statistisches Multiplexen (SM)	Büschelübertragungsrate <sup>1</sup> $r_{b,üt}$	$r_b$

<sup>1</sup> im sendenden Netzzugangssystem

<sup>2</sup> gemäß [3]

Tabelle 5.2: Gewählte Protokollparameter (sofern nicht anders angegeben)

Übertragungsabschnitts, da keine (FBRR) bzw. vernachlässigbar kleine (FBR) Datenverluste in der ATM-Vermittlungsstelle auftreten. Im Falle von ABR und einfachem statistischen Multiplexen bestimmt sich das Verkehrsangebot zu  $A = n_Q \cdot (t_{b,h} / (t_{b,h} + t_{b,s})) \cdot (r_b / C_L)$ .

Bei Betrachtung der mittleren Büscheltransferzeiten  $t_{b,f}$  lassen sich zwei Bereiche unterscheiden:

- Für geringe bzw. mittlere Angebote ist die mittlere Büscheltransferzeit in erster Näherung unabhängig vom Angebot. Die Werte von  $t_{b,f}$  ergeben sich hier für einfaches statistisches Multiplexen zu  $t_{b,h} + 0.5 \cdot t_U = 55$  ms und für die schnelle Bitratenreservierung aufgrund der zusätzlichen Reservierungsdauer zu  $t_{b,h} + 1.5 \cdot t_U = 65$  ms. Da die Daten bei schneller Pufferreservierung mit 150 Mbit/s übermittelt werden können, sofern der

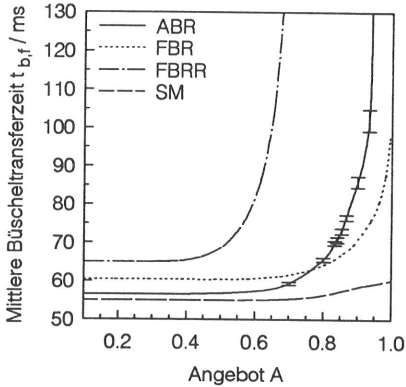


Bild 5.13: Mittlere Bündeltransferzeit in Abhängigkeit des Verkehrsangebots ( $S = 380$  KBytes)

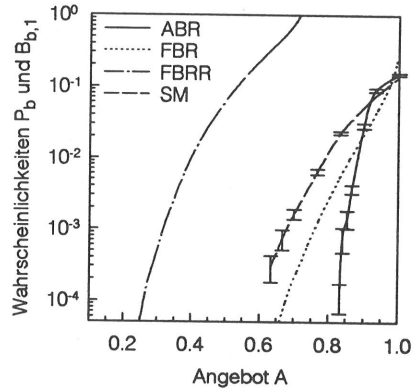


Bild 5.14: Blockierwkt. (FBR, FBRR) und Wkt. für ein gestörtes Datenbündel (ABR, SM) in Abhängigkeit des Verkehrsangebots ( $S = 380$  KBytes)

Fenstermechanismus Zellübertragungen ins ATM-Netz zulässt, ist  $t_{b,f}$  bei diesem Verfahren kleiner als bei schneller Bitratenreservierung. Schließlich weist das ratenbasierte ABR-Verfahren hier geringfügig größere Transferzeiten als einfaches statistisches Multiplexen auf, da das sendende Netzzugangssystem RM-Zellen in den Benutzerzellstrom einfügt.

- Für größere Verkehrsangebote zeigen die Kurven der drei Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung asymptotisches Verhalten. Dies ist darauf zurückzuführen, daß der Datendurchsatz der Verfahren begrenzt ist. Aufgrund der Blindbelegung der Bitrate während der Reservierungsdauer ist diese Grenze für die schnelle Bitratenreservierung durch

$$D_{b,max}^{FBRR} = \frac{t_{b,h}}{t_{b,h} + t_U} \cdot C_L \quad (5.34)$$

gegeben. Demgegenüber kann bei schneller Pufferreservierung ein Datendurchsatz beliebig nahe an  $C_L$  erreicht werden, falls die Puffer in den ATM-Netzknoten genügend groß sind, da bei diesem Reservierungsverfahren nicht die Bitrate, sondern nur der Zellpuffer zur exklusiven Nutzung zugeteilt ist. Deshalb treten dort auch keine Blindbelegungen hinsichtlich der Bitrate auf dem abgehenden Übertragungsabschnitt auf.

Im Falle von ABR bestimmt  $C_{L,res}$  maßgeblich den möglichen Datendurchsatz. Infolge der eingefügten RM-Zellen und des Einflusses der Puffer im ATM-Netzknoten entspricht der maximale Datendurchsatz jedoch nicht exakt  $C_{L,res}$ . Ferner zeigt der

Kurvenverlauf bei ABR, daß sich die mittleren Transferzeiten auch für hohe Verkehrsangebote bis kurz vor den Durchsatzgrenzen nicht signifikant vergrößern. Selbst in diesem Bereich findet somit kaum eine Verkehrsformung statt, d. h. die meisten Datenbüschel werden mit näherungsweise 10 Mbit/s übertragen. Dieses Verhalten wurde für den Fall der schnellen Pufferreservierung auch schon in [40] beschrieben.

Beim statistischen Multiplexen zeigt sich kein asymptotisches Verhalten, da hier die Büscheltransferzeit durch die Puffergröße im ATM-Netzknoten begrenzt ist.

Beim Vergleich der Transferzeiten muß jedoch berücksichtigt werden, daß der Durchsatz bei den schnellen Reservierungsverfahren auch dem Nutzdatusdurchsatz, d. h. dem Durchsatz ungestörter Datenbüschel, entspricht. Dagegen ist der Nutzdatusdurchsatz aufgrund der auftretenden Zellverluste für die gewählten Parameter bei statistischem Multiplexen auf ca. 129 Mbit/s und bei ratenbasiertem ABR auf ca. 130.5 Mbit/s beschränkt.

Die aus den Zellverlusten resultierenden Wahrscheinlichkeiten  $P_b$  für ein gestörtes Datenbüschel sind in Bild 5.14 dargestellt. Auffallend ist hier vor allem der steile Anstieg der Kurve für ABR, der sich durch das starke Anwachsen der Pufferbelegung kurz vor Erreichen des maximalen Datendurchsatzes begründen läßt. Zum Vergleich enthält dieses Diagramm auch die Blockierwahrscheinlichkeit  $B_{b,1}$  für die beiden Reservierungsprotokolle. Sie ist bei schneller Pufferreservierung deutlich geringer als bei schneller Bitratenreservierung [40].

### 5.4.3 Einfluß der Netzparameter

Als nächstes soll der Einfluß der Netzparameter auf die Verkehrsleistung der einzelnen Verfahren untersucht werden. Als Bewertungskriterium dient die auf dem abgehenden Übertragungsabschnitt erreichbare Nutzauslastung  $y_{L,max}$  unter Vorgabe einer Randbedingung. Für die folgenden Studien beschränkt diese Randbedingung entweder die Wahrscheinlichkeiten  $P_b$  bzw.  $B_{b,1}$  auf einen Wert von  $P_{b,max} = B_{b,1,max} = 10^{-3}$  oder sie begrenzt den Mittelwert  $t_{b,f}$  der Büscheltransferzeit auf das 1.2-fache der minimalen Büscheltransferzeit bei schneller Bitratenreservierung, d. h.  $t_{b,f,max} = 1.2 \cdot (t_{b,h} + 1.5 \cdot t_U)$ . Für einfaches statistisches Multiplexen und das ABR-Verfahren bestimmen sich die in den Diagrammen dargestellten Nutzauslastungen aus dem Anteil an ungestört übermittelten Datenbüscheln.

Die wichtigsten Netzparameter in Bezug auf die Verkehrsleistung der Verfahren sind die Puffergröße  $S$  und die Umlaufzeit  $t_U$ . Bild 5.15 zeigt die maximal möglichen Auslastungen in Abhängigkeit der Puffergröße.

Wie schon in Abschnitt 5.2.1 erläutert, benötigt das Bitratenreservierungsverfahren nur kleine Puffer, um kurzfristige Überlast auf Zellebene auszugleichen. Die relativ niedrige Auslastungsgrenze kann auch nicht durch größere Puffer angehoben werden. Für alle anderen Verfahren nimmt die Auslastungsgrenze mit der Puffergröße zu. Die ausgeprägte Abhängigkeit

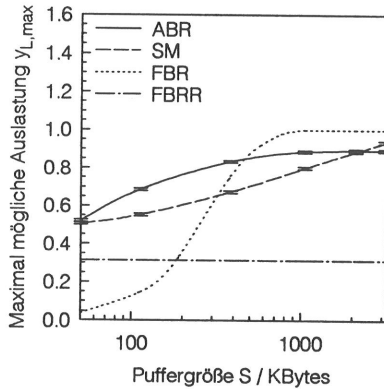


Bild 5.15: Maximal mögliche Nutzauslastung in Abhängigkeit von der Puffergröße für  $P_{b,max} = B_{b,1,max} = 10^{-3}$

beim Pufferreservierungsverfahren ist darauf zurückzuführen, daß dort der Puffer explizit jeder Verbindung für die gesamte Dauer der Datenübermittlung zugeteilt wird. Dadurch ist es jedoch auch möglich, einen Nutzdatusatz zu erhalten, der beliebig nahe an der Übertragungskapazität liegt. Im Falle von ABR sind schon mit deutlich geringeren Puffergrößen als bei FPR relativ hohe Nutzauslastungen möglich, da die Puffer bei diesem Verfahren nur temporäre Überlasten zwischenspeichern müssen. Zudem kann der Puffer dort von allen aktiven Verbindungen statistisch genutzt werden.

Der andere wichtige Netzparameter ist die Umlaufdauer. Ihr Einfluß ist in Bild 5.16 für vorgegebenes  $P_{b,max}$  bzw.  $B_{b,1,max}$  dargestellt. Für die schnelle Bitratenreservierung nimmt die ohnehin schon geringe Nutzauslastungsgrenze mit zunehmender Umlaufdauer weiter ab, da die Blindbelegungsdauer zunimmt. Der starke Abfall bei der schnellen Pufferreservierung ist ebenfalls teilweise auf Blindbelegung zurückzuführen. Diese Blindbelegung bezieht sich jedoch auf den Zellpuffer und nicht, wie bei der schnellen Bitratenreservierung, auf die Bitrate des Übertragungsabschnitts. Die maßgebliche Ursache für das deutliche Absinken der Kurve ist allerdings die mit der Umlaufdauer proportional zunehmende Puffergröße, die für jede aktive Verbindung im ATM-Netzknoden reserviert werden muß.

Das ABR-Verfahren zeigt nur eine relativ schwache Abhängigkeit der Nutzauslastungsgrenze von der Umlaufdauer. Der geringfügige Abfall für größere Werte von  $t_U$  ist auf die Abnahme der Kontrollmöglichkeit des ABR-Protokolls zurückzuführen, da das ATM-Netz erst eine Umlaufdauer nach Beginn der Bündelübertragung auf die Bitrate der sendenden Netzzugangssysteme Einfluß nehmen kann. Für  $t_U = 100$  ms ist die Flußsteuerung somit fast wirkungslos. Aufgrund der zusätzlich eingefügten RM-Zellen sinkt die Auslastungsgrenze dann sogar unter die entsprechenden Werte für einfaches statistisches Multiplexen, dessen

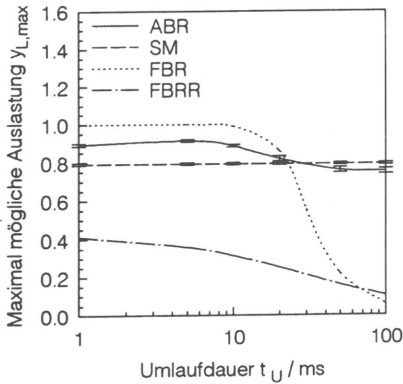


Bild 5.16: Max. mögl. Nutzauslastung in Abhängigkeit von der Umlaufdauer ( $S = 1$  MByte,  $P_{b,max} = B_{b,1,max} = 10^{-3}$ )

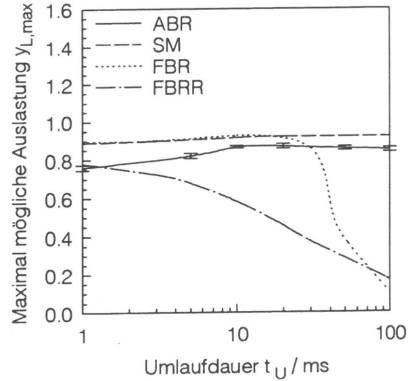


Bild 5.17: Max. mögl. Nutzauslastung bei vorgegebener max. Bündeltransferzeit in Abhängigkeit von der Umlaufdauer ( $S = 1$  MByte)

Auslastungsgrenze unabhängig von der Umlaufdauer ist.

Verwendet man als Kriterium die maximal zulässige Bündeltransferzeit (siehe Bild 5.17), so ergeben sich weder für das ABR- noch für das FBR-Verfahren wesentliche Änderungen im Kurvenverlauf. Dagegen können bei schneller Bitratenreservierung für kleine Umlaufdauern deutlich höhere Nutzauslastungen erreicht werden. Dies ändert jedoch nichts – den Bereich sehr kleiner Umlaufzeiten ausgenommen – an der Reihenfolge der verschiedenen Verfahren hinsichtlich ihrer Verkehrsleistung.

Die guten Ergebnisse für einfaches statistisches Multiplexen sind darauf zurückzuführen, daß die vorgegebenen maximalen Bündeltransferzeiten bei der gewählten Puffergröße  $S$  nur für kleine Umlaufzeiten überschritten werden können. Die mit der in Bild 5.17 gezeigten Kurve verbundenen Wahrscheinlichkeiten für ein gestörtes Datenbündel liegen daher in einem nicht annehmbaren Bereich.

#### 5.4.4 Einfluß der Quellparameter

Die Verkehrsleistung der einzelnen Verfahren ist auch von den Quellparametern abhängig. Bild 5.18 zeigt den Einfluß der Bitrate  $r_b$  bei konstant bleibender mittlerer Zykluszeit  $t_{b,h} + t_{b,s} = 500$  ms (ABR, SM) bzw.  $t_{b,h} + t_{b,s,B} = 500$  ms. Die mittlere Datenbündelgröße  $L_b$  bleibt ebenfalls unverändert.

Generell ist mit der Zunahme von  $r_b$  für alle Verfahren eine Abnahme der maximal möglichen Nutzauslastung verbunden. Der Abfall ist bei der schnellen Bitratenreservierung besonders drastisch, da die Wahrscheinlichkeit einer Blockierung sehr schnell mit dem Verhältnis  $r_b/C_L$  ansteigt. Dies gilt allgemein für jede Form der Bitratenreservierung und des einfachen statistischen Multiplexens mit kleinen Puffern [20, 40, 53, 108, 143]. Die anderen Verfahren ermöglichen deutlich höhere Auslastungen, da sie allesamt den Puffer zum Zwischenspeichern von Zellen in Überlastzuständen auf Bündelzebene verwenden. Der Knick in der Kurve für das Pufferreservierungsverfahren resultiert aus der mit der Bitrate  $r_b$  zunehmenden Fenstergröße  $W$ . Für große Werte von  $r_b$  läßt sich die Auslastungsgrenze jedoch deutlich anheben, indem die Fenstergröße  $W$  einer neuen Reservierung an die Anzahl bereits aktiver Quellen angepaßt wird [39, 42]. Die damit verbundene Verringerung der maximalen Übertragungsraten durch den Fenstermechanismus ist dabei unerheblich, da die Übertragungsraten für den Fall vieler aktiver Quellen ohnehin durch die insgesamt zur Verfügung stehende Übertragungskapazität  $C_L$  der betrachteten Ausgangsleitung auf einen niedrigeren Wert beschränkt werden. Beim ABR-Verfahren ist die Abnahme der maximal möglichen Auslastung eine Folge der Zunahme der Anfangsbitrate  $R_{init}$ . Für große Werte von  $r_b$  flacht die Kurve jedoch wieder ab, da die mittlere Bündelübertragungsdauer in den sendenden Netzzugangssystemen kleiner als die Umlaufdauer  $t_U$  wird, wodurch die Kontrollmöglichkeit des ABR-Protokolls stark abnimmt.

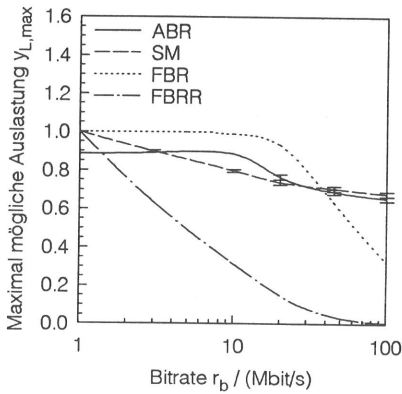


Bild 5.18: Max. mögl. Nutzauslastung in Abhängigkeit von der Bitrate  $r_b$  ( $S = 1$  MByte,  $P_{b,max} = B_{b,1,max} = 10^{-3}$ )

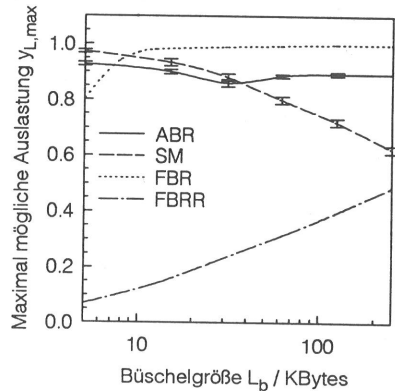


Bild 5.19: Max. mögl. Nutzauslastung in Abhängigkeit von der mittleren Bündelgröße ( $S = 1$  MByte,  $P_{b,max} = B_{b,1,max} = 10^{-3}$ )

Die maximal mögliche Nutzauslastung hängt nicht nur von der Bitrate  $r_b$  sondern auch von der mittleren Datenbündelgröße  $L_b$  ab. Bild 5.19 veranschaulicht die Zusammenhänge für ein konstantes Verhältnis  $t_{b,s}/t_{b,h} = 10$  bzw.  $t_{b,s,B}/t_{b,h} = 10$ . Während die schnelle Pufferreser-

vierung und das ABR-Verfahren nahezu unbeeinflusst von der mittleren Datenbüschelgröße bleiben – der Abfall für sehr kleines  $L_b$  ist auf die relativ große Pufferblindbelegung zurückzuführen –, ist für einfaches statistisches Multiplexen und die schnelle Bitratenreservierung ein gegenläufiges Verhalten festzustellen. Bei der schnellen Bitratenreservierung steigt die mögliche Nutzauslastung aufgrund der mit der Büschelgröße geringer werdenden relativen Blindbelegung an. Dabei kann die Effektivität dieses Verfahrens für den Bereich kleiner Büschelgrößen durch eine Verminderung der reservierten Bitrate deutlich verbessert werden, ohne die resultierende Büscheltransferzeit maßgeblich zu beeinflussen [34]. Bei einfachem statistischen Multiplexen fällt dagegen die Kurve mit zunehmender Datenbüschelgröße ab, da die Puffer in Überlast mehr Zellen zwischenspeichern müssen, um dieselbe Zellverlustwahrscheinlichkeit zu erzielen.

## 5.5 Bewertung der Verfahren

Die einzelnen Abschnitte dieses Kapitels haben gezeigt, daß die grundlegenden Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung in ATM-Netzen signifikante Unterschiede bezüglich der Verkehrsleistung, des Implementierungsaufwands und der möglichen Dienstgütegarantien aufweisen. Tabelle 5.3 enthält eine Zusammenfassung dieser Eigenschaften.

Am Beispiel der schnellen Bitratenreservierung ist deutlich zu sehen, daß sich mit kleinen Puffern bei büschelförmigem Datenverkehr mit hohen Spitzenbitraten nur relativ geringe Nutzauslastungen auf den Übertragungsleitungen erzielen lassen. Dagegen zeigen die beiden Verfahren mit großen Puffern (FBR, ABR) deutlich bessere Verkehrsleistungen. Im Vergleich untereinander sind mit der schnellen Pufferreservierung die höchsten Nutzauslastungen (beliebig nahe an 100 %) erreichbar. Dabei steigen die mittleren Transferzeiten bis kurz vor der Auslastungsgrenze nicht signifikant an. Nachteilig ist bei der schnellen Pufferreservierung nur die starke Abhängigkeit der notwendigen Puffergröße von der Umlaufdauer im ATM-Netz.

Sowohl mit der schnellen Pufferreservierung als auch mit dem ABR-Verfahren ist jedoch auch zusätzlicher Implementierungsaufwand verbunden. Dieser ergibt sich nicht nur aus der Forderung nach großen Zellpuffern. Er ist vielmehr eine Folge der zusätzlich notwendigen Verkehrssteuerungsfunktionen. Hier sind insbesondere die im Vergleich zu FIFO komplexeren Zellpufferorganisationen und Abfertigungsdisziplinen, die Protokolle zur Datenflußsteuerung innerhalb der ATM-Netzknoten und das vor allem beim ratenbasierten ABR-Verfahren aufwendigere RM-Protokoll zu nennen.

Im Hinblick auf die Dienstgütegarantien sind nur die schnelle Bitraten- und die schnelle Pufferreservierung in der Lage, die Wahrscheinlichkeiten für ein gestörtes Datenbüschel in jedem Fall vernachlässigbar klein zu halten. Die schnelle Pufferreservierung verhindert sogar jegliche Zellverluste im ATM-Netz. Für das ratenbasierte ABR-Verfahren zeigen die Simula-

Verfahren	Verkehrsleistung		Implementierungsaufwand		Garantie der Dienstgüte
	Erreichbare Nutzauslastung	Einfluß von Netz- und Quellparametern	Notwendige Puffergröße	Zusätzliche Verkehrssteuerungsfunktionen	
Schnelle Bitratenreservierung (FBRR)	i. allg. niedrig	sehr groß	klein	gering	möglich
Schnelle Pufferreservierung (FBR)	sehr hoch	mittel	sehr groß	hoch	möglich
Ratenbasiertes ABR (ABR)	hoch	gering	groß	sehr hoch	nur bedingt möglich

Tabelle 5.3: Zusammenfassung der wichtigsten Eigenschaften der untersuchten Ressourcenzuteilungsverfahren

tionsergebnisse zwar geringe Wahrscheinlichkeiten für ein gestörtes Datenbüschel, die Ergebnisse weisen jedoch auch auf die Abhängigkeit dieser Wahrscheinlichkeit von den gewählten Parametern hin. Somit läßt sich die Dienstgüte für das untersuchte ABR-Verfahren nur bedingt garantieren. Um herauszufinden, unter welchen Bedingungen diese Garantien gegeben werden können, sind weiterführende Studien nötig, die jedoch den Rahmen dieser Arbeit überschreiten.



## Kapitel 6

# Untersuchung des direkten Ansatzes

Im Gegensatz zum indirekten Ansatz kann auch das ATM-Netz selbst die Funktionalität für einen verbindungslosen Dienst bereitstellen. In diesem Fall sind sogenannte *Connectionless Server* notwendig, die für die Zellen der ankommenden Datenpakete, ähnlich wie in einem Paketvermittlungsknoten, eine abschnittsweise Wegesuche und Vermittlung durchführen. Die *Connectionless Server* sind dazu untereinander und mit den Netzzugangssystemen der Dienstbenutzer durch virtuelle Verbindungen oder virtuelle Pfade verbunden.

Wie bereits in Abschnitt 3.2.4 erläutert, gliedert sich das Verkehrsmanagement beim direkten Ansatz in zwei Teilbereiche, die beide maßgeblichen Einfluß auf die Verkehrsleistung haben. Für den ersten Teilbereich, der die Verwaltung der virtuellen Verbindungen betrifft, können prinzipiell dieselben Verfahren wie beim indirekten Ansatz angewandt werden. Sie wurden bereits im vorigen Kapitel ausführlich untersucht.

Der zweite Teilbereich umfaßt alle Verkehrsmanagementfunktionen, die die Ressourcen innerhalb eines *Connectionless Server* verwalten. Ziel hierbei ist es, sowohl unter Normallast als auch unter Überlast einen möglichst hohen Nutzdurchsatz zu gewährleisten. Gegenstand des folgenden Kapitels ist die Beschreibung und Leistungsuntersuchung dieser Verkehrsmanagementfunktionen.

### 6.1 Verkehrsmanagement innerhalb eines Connectionless Server

Die Notwendigkeit für ein Verkehrsmanagement innerhalb eines *Connectionless Server* ergibt sich vor allem aus dem nur schwer vorhersehbaren Verkehrsaufkommen zwischen den angeschlossenen Netzzugangssystemen. Ferner kann der Verkehr beim direkten Ansatz nicht

wie beim indirekten auf Verbindungsebene, sondern nur durch die Anzahl der zugangsberechtigten Dienstbenutzer begrenzt werden. Dadurch kann innerhalb eines *Connectionless Server* temporäre Überlast auftreten.

Bild 6.1 zeigt die Architektur eines *Connectionless Server*, wobei nur diejenigen Komponenten dargestellt sind, die die verbindungs- und vermittlungsbezogenen Funktionen sowie die Funktionen des internen Verkehrsmanagements beinhalten (siehe Abschnitte 3.2.3.1 und 3.2.4). Da die Zuordnung der Funktionen zu den Komponenten teilweise implementierungsabhängig ist, wird sie im folgenden nicht erläutert.

Für die weiteren Ausführungen ist lediglich wichtig, daß grundsätzlich in allen drei Komponenten Überlastzustände möglich sind, die zu Zellverlusten führen können. In den Eingangseinheiten (1) resultieren die Zellverluste bei paketorientierter Vermittlung aus Überläufen des *Reassembly*-Puffers, falls gleichzeitig zu viele Datenpakete zusammengefügt werden müssen. Ferner können im Koppelnetz (2) und in den Ausgangseinheiten (3) Überlastzustände auftreten, wenn der für einen Ausgang bestimmte Verkehr die maximale Bitrate des abgehenden Übertragungsabschnitts oder einer abgehenden virtuellen Verbindung überschreitet.<sup>1</sup>

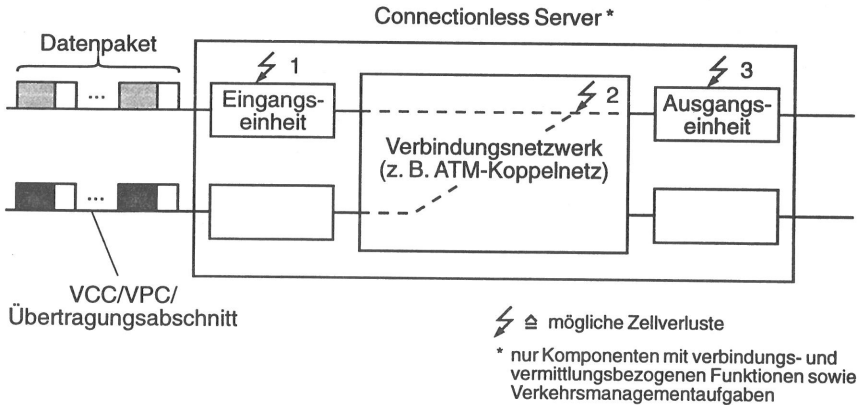


Bild 6.1: Möglichkeit von Zellverlusten innerhalb eines *Connectionless Server*

Überlastzustände in den Eingangseinheiten können durch Begrenzung der maximalen Anzahl gleichzeitiger Datenpaketübertragungen vermieden werden. Außerdem ist es möglich, die Zellverluste im Koppelnetz durch Überdimensionierung [143, 155, 178] oder mit Hilfe spezieller Flußkontrollmechanismen zwischen den Ein- und Ausgangseinheiten, wie beispielsweise einer dynamischen Bitratenzuteilung [155, 162] oder eines Rückstaumechanismus [155], vernachlässigbar klein zu halten. Dagegen sind Zellverluste in den Ausgangseinheiten bei lang

<sup>1</sup> Deshalb sind in den Ausgangseinheiten auch Funktionen zur Verkehrsformung nötig.

andauernder Überschreitung der zur Verfügung stehenden, abgehenden Übertragungskapazitäten unumgänglich.

Beim Verwerfen von Zellen können spezielle Mechanismen angewandt werden, welche die Zellverluste auf möglichst wenig Datenpakete (CPCS-PDUs) konzentrieren. Dies führt zu einer Steigerung des Nutzdurchsatzes, da die Endsysteme alle Datenpakete verwerfen, die nicht vollständig empfangen werden<sup>2</sup>.

## 6.2 Mechanismen zum selektiven Verwerfen von Datenpaketen

Der Mechanismus zum selektiven Verwerfen von Datenpaketen bestimmt maßgeblich die Verkehrsleistung des *Connectionless Server*. Die Eignung eines Mechanismus hängt dabei stark vom gewählten Vermittlungskonzept ab.

### 6.2.1 Paketorientierte Vermittlung

Bei paketorientierter Vermittlung fügt die Eingangseinheit zunächst wieder alle Zellen derselben CPCS-PDU zu einem Datenpaket zusammen. Dazu ist es sinnvoll, bei Ankunft der jeweils ersten Zelle in der Eingangseinheit Pufferplatz entsprechend der Größe des gesamten Datenpakets zu reservieren [14, 171, 181]. Die erste Zelle wird bei Verwendung des AAL-Typ 3/4 durch das ST-Feld im SAR-Kopffeld angezeigt. Die Größe des Datenpakets läßt sich aus dem BAsize-Feld des CPCS-Kopffeldes ableiten. Dieses Feld ist ebenfalls in der ersten Zelle des Datenpakets enthalten (vgl. Abschnitt 2.2.2.3).

Für die folgenden Zellen dieses Datenpakets prüft die Eingangseinheit, ob die CRC- und SN-Felder die richtigen Werte besitzen. Im fehlerfreien Fall wird nach Ankunft der letzten Zelle die Wegesuche für das Datenpaket durchgeführt, und der notwendige Zellpuffer in der Ausgangseinheit reserviert. Ist dort nicht genügend freier Pufferplatz verfügbar, so wird das gesamte Datenpaket verworfen.

Die Vermittlung zur betreffenden Ausgangseinheit kann entweder in Form von Datenpaketen [35] oder ATM-Zellen erfolgen [14, 115, 172]. Für die vorliegende Arbeit wird der zweite Fall vorausgesetzt.

Durch das Reservieren des nötigen Pufferplatzes in der Eingangs- und Ausgangseinheit ist gewährleistet, daß auch in Überlast nur vollständige Datenpakete zum nächsten *Connectionless Server* bzw. zum empfangenden Netzzugangssystem vermittelt werden. Das Freigeben

<sup>2</sup>Beim direkten Ansatz beziehen sich die Untersuchungen auf die Paketebene, da zwischen den Netzzugangssystemen keine virtuellen Verbindungen bestehen, und die *Connectionless Server* die Datenpakete den einzelnen Kommunikationsbeziehungen nicht **eindeutig** zuordnen können.

des Speichers kann in beiden Einheiten entweder auf einmal mit dem Austragen der letzten Zelle oder nach und nach mit dem Austragen jeder einzelnen Zelle erfolgen. Offensichtlich kann der Zellpuffer im zweiten Fall besser genutzt werden.

Bei paketorientierter Vermittlung ist vor allem für die Eingangseinheiten ein erhöhter Implementierungsaufwand erforderlich. Gründe hierfür sind die großen Puffer und die Notwendigkeit für eine paketorientierte Verwaltung. Ferner ist zusätzliche Hardware notwendig, um den korrekten Empfang der Datenpakete zu überprüfen. Von Vorteil ist jedoch der Annahmemechanismus, der relativ einfach realisiert werden kann. Außerdem sind in den Eingangseinheiten keine Steuertabellen nötig, da nur gesamte Datenpakete zur entsprechenden Ausgangseinheit vermittelt werden.

## 6.2.2 Zellorientierte Vermittlung

Im Gegensatz zur paketorientierten Vermittlung führt der *Connectionless Server* bei zellorientierter Vermittlung bereits nach Ankunft des ersten Segments die Wegesuche durch und generiert einen Eintrag in seiner Steuertabelle. Mit Hilfe dieses Eintrags erfolgt die Vermittlung der einzelnen Zellen dann unabhängig von den Ankunftszeitpunkten der nachfolgenden Zellen desselben Datenpakets (vgl. Abschnitt 3.2.3.3)

Auf einem Übertragungsabschnitt können zwischen zwei aufeinanderfolgenden Zellen desselben Datenpakets viele andere Zellen übertragen werden. Bei Verwendung des AAL-Typ 3/4 ist dies aufgrund des MID im SAR-Kopffeld sogar innerhalb einer virtuellen Verbindung möglich. Es ist daher bei Ankunft der jeweils ersten Zelle eines Datenpakets nicht vorhersehbar, ob die folgenden Zellen eines Datenpakets ebenfalls gepuffert werden können, oder ob sie aufgrund eines Pufferüberlaufs verworfen werden müssen. Bei zellorientierter Vermittlung ist somit die Aufgabe, selektiv ganze Datenpakete zu verwerfen, wesentlich schwieriger als bei paketorientierter Vermittlung.

Zur Lösung dieses Problems wurden in der Literatur mehrere Mechanismen mit unterschiedlichen Varianten vorgeschlagen. Sie können prinzipiell sowohl in den Eingangs- als auch in den Ausgangseinheiten zum Einsatz kommen. Bild 6.2 gibt einen Überblick über die verschiedenen Grundkonzepte.

Die vorgeschlagenen Mechanismen lassen sich zunächst in **reaktive** und **präventive** Mechanismen gliedern. Reaktive Mechanismen puffern alle ankommenden Zellen solange, bis eine Zelle aufgrund eines Pufferüberlaufs verworfen werden muß. Daraufhin werden die nachfolgenden Zellen eines Datenpakets ebenfalls verworfen [147, 181]. Eine weitergehende Variante entfernt darüber hinaus auch alle Zellen desselben Datenpakets, die schon im Puffer stehen [1].

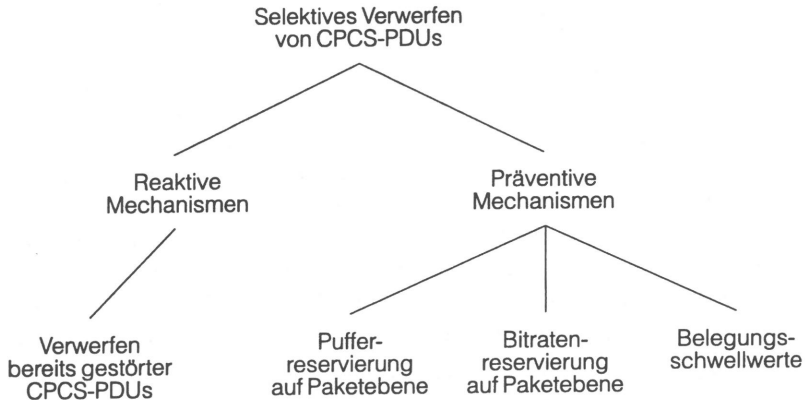


Bild 6.2: Klassifizierung von Mechanismen zum selektiven Verwerfen von Datenpaketen bei zellorientierter Vermittlung

Das Verwerfen nachfolgender Zellen bereits gestörter Datenpakete ist einfach zu implementieren. Die Mechanismen sind jedoch nicht sehr effektiv, da Datenpakete in der Regel nur teilweise verworfen werden, und die ersten Zellen, die den Puffer bereits verlassen haben, daher Übertragungskapazitäten vergeuden [147].

Genau dieses Problem versuchen die präventiven Mechanismen zu lösen. Diese Mechanismen bewerten bereits bei Ankunft der ersten Zelle, ob voraussichtlich alle Zellen des Datenpakets gepuffert werden können, oder ob das neue Datenpaket im Falle einer Annahme mit hoher Wahrscheinlichkeit zu Zellverlusten führen würde. Bei einer Ablehnung verwirft der Annahmemechanismus alle ankommenden Zellen dieses Datenpakets. Im anderen Fall werden die Zellen gespeichert. Da der Annahmemechanismus im allgemeinen jedoch keine Pufferreservierung vornimmt, kann es trotzdem vorkommen, daß Zellen bereits akzeptierter Datenpakete den Puffer voll vorfinden und deshalb letztendlich doch verworfen werden. Die Wahrscheinlichkeit dafür sollte jedoch möglichst gering sein.

Für die präventiven Annahmemechanismen lassen sich folgende Grundkonzepte unterscheiden:

- **Pufferreservierung auf Paketebene**[172],
- **Bitratenreservierung auf Paketebene** [115, 162] und
- **Belegungsschwellwerte** [14, 147].

Alle Grundkonzepte gehen davon aus, daß nach Ankunft der jeweils ersten Zelle eines Datenpakets die Wegesuche durchgeführt wird. Danach entscheidet die ermittelte Ausgangseinheit über die Annahme des Datenpakets. Für den Fall einer Ablehnung können die Zellen des betreffenden Datenpakets dann schon in der Eingangseinheit verworfen werden.

### 6.2.2.1 Pufferreservierung auf Paketebene

Die einfachste Möglichkeit für einen Annahmemechanismus besteht, analog zum Vorgehen bei paketorientierter Vermittlung, in der Reservierung von Pufferplatz für jedes Datenpaket (*Buffer Reservation per Packet*, BRP). Dabei prüft der Annahmemechanismus jeweils bei Ankunft der ersten Zelle, ob die Summe aus momentan reserviertem Puffer  $S_{res}$  und der Länge  $n_{z,v}$  des ankommenden Datenpakets  $v$  (in Zellen) die für den abgehenden Verbindungsabschnitt verfügbare Puffergröße  $S$  überschreitet. Ist dies nicht der Fall, so akzeptiert der Annahmemechanismus das Datenpaket und der neue Wert für  $S_{res}$  ergibt sich zu  $S_{res} + n_{z,v}$ . Ferner wird die momentan reservierte Puffergröße  $S_{res}^v$  pro Datenpaket  $v$  in einer Tabelle gespeichert. Sie wird zu Beginn einer Reservierung auf die Datenpaketlänge  $n_{z,v}$  gesetzt.

Beim Austragen einer Zelle aus dem Puffer werden sowohl  $S_{res}$  als auch das entsprechende  $S_{res}^v$  um eins dekrementiert. Handelt es sich bei der ausgetragenen Zelle um die letzte Zelle eines Datenpakets, so dekrementiert der Annahmemechanismus  $S_{res}$  zusätzlich um  $S_{res}^v$ <sup>3</sup>. Dies ist notwendig, um auch im Falle von fehlenden Zellen den gesamten für das Datenpaket  $v$  reservierten Pufferplatz wieder freizugeben<sup>4</sup>. Schließlich wird der Eintrag für  $S_{res}^v$  aus der Tabelle gelöscht.

Die Implementierung dieses Annahmemechanismus ist mit relativ geringem Aufwand verbunden. Äußerst nachteilig ist jedoch ihr pessimistisches Verhalten, d. h. der Annahmemechanismus verwirft in vielen Fällen weit mehr Datenpakete als nötig. Der Grund dafür ist die geringe Anzahl von Zellen, die sich in der Regel pro Datenpaket im Puffer befinden, da die Zellen bei zellorientierter Vermittlung sofort weitervermittelt werden können.

Um die Verkehrsleistung der Pufferreservierung zu verbessern, wurde in [172] eine Überbuchung des Pufferplatzes vorgeschlagen. Bei dieser Variante akzeptiert der Annahmemechanismus Datenpakete bis zu einer sogenannten *virtuellen* Speichergröße  $S_{virt} = S + S_{add}$ . Hierbei besteht jedoch das Problem, den Parameter  $S_{add}$  festzulegen. Wird dieser zu groß gewählt, so nimmt zwar die Wahrscheinlichkeit für die Ablehnung eines Datenpakets ab, dafür erhöht sich aber die Wahrscheinlichkeit für einen Pufferüberlauf. Da der optimale Wert für  $S_{add}$  stark von der Puffergröße  $S$  und den Verkehrsparametern abhängt [172], wird diese Variante nicht weiter untersucht.

### 6.2.2.2 Bitratenreservierung auf Paketebene

Diese Gruppe von Mechanismen regelt den Pufferzugang mittels Bitratenreservierung auf Paketebene. In [162] wird dafür ein Annahmemechanismus vorgeschlagen (*Bit Rate Reser-*

<sup>3</sup>Zu diesem Zeitpunkt entspricht der aktuelle Stand des Zählers genau den fehlenden Zellen.

<sup>4</sup>Da auch die letzte Zelle eines Datenpakets im ATM-Netz verworfen werden kann, müssen wie bei der paketorientierten Vermittlung weitere Vorkehrungen getroffen werden, um die Pufferreservierungen in jedem Fall wieder zurücknehmen zu können.

vation per Packet, BRRP), der die Bitrate  $r_{p,v}$  für jedes ankommende Datenpaket  $v$  innerhalb einer einstellbaren Zeitdauer  $t_{mess}$  bestimmt (siehe Bild 6.3). Um diese Messung durchführen zu können, werden alle Zellen in der Eingangseinheit um die konstante Zeitdauer  $t_{mess}$  verzögert. Der Annahmemechanismus akzeptiert ein Datenpaket genau dann, wenn die gemessene Bitrate  $r_{p,v}$  auf dem abgehenden Verbindungsabschnitt noch reserviert werden kann. Die Zeitdauer  $t_v$ , nach der die Bitrate für das Datenpaket  $v$  wieder freigegeben wird, berechnet sich aus dem Produkt aus reservierter Bitrate  $r_{p,v}$  und Paketlänge  $l_v$  (in Bits). Die Paketlänge ist durch BAsize im CPCS-Kopffeld bestimmt.

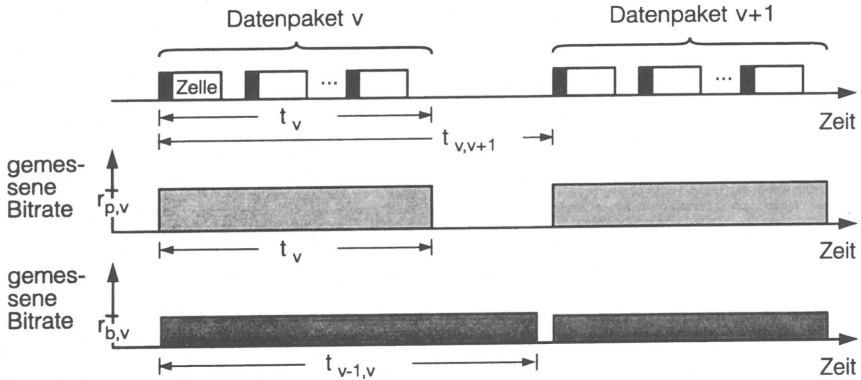


Bild 6.3: Bestimmung von  $r_{p,v}$  und  $r_{b,v}$  bei Bitraten- und modifizierter Bitratenreservierung (betrachteten Datenpakete besitzen dieselbe Quell- und Zieladresse)

Dieser Mechanismus neigt, ähnlich wie die oben beschriebene Pufferreservierung, zu pessimistischem Verhalten, da die Bitrate  $r_{p,v}$  während der Ankunft eines Datenpakets  $v$  meist sehr viel höher ist als die mittlere Bitrate  $r_b$  des gesamten Datenbüschels. Als Beispiel hierfür sei CBDS genannt. Dort kann ein Datenpaket mit der maximalen Informationsrate (MIR) übertragen werden. Demgegenüber ist die mittlere Bitrate  $r_b$  für lange Datenbüschel durch den langzeitigen Mittelwert (SIR) begrenzt (vgl. Abschnitt 3.2.3.1).

Die Wahrscheinlichkeit für eine Ablehnung läßt sich auch bei der Bitratenreservierung durch Überbuchen verringern [115]. Dabei treten jedoch ebenfalls die in Abschnitt 6.2.2.1 erläuterten Probleme mit der Festlegung des Überbuchungsfaktors auf.

Eine andere Möglichkeit, die Verkehrsleistung zu verbessern, besteht darin, nicht die mittlere Bitrate  $r_{p,v}$  während der Datenpaketübertragung, sondern einen Schätzwert ( $r_{b,v}$ ) für die mittlere Bitrate  $r_b$  des Datenpakets  $v$  zu reservieren (*Modified Bit Rate Reservation per Packet, BRRPmod*). Dieser neuartige Mechanismus erscheint deshalb sinnvoll, da Überlastzustände bei breitbandigen Übertragungskanälen im Normalfall nicht durch sehr viele einzelne Datenpakete, sondern vielmehr durch einige, gleichzeitig stattfindende hochbitratige

Datenbüschelübermittlungen auftreten.

Zur Bestimmung von  $r_{b,v}$  für das Datenpaket  $v$  genügt die Paketlänge  $l_v$  und die Zeitdauer  $t_{v,v+1}$  zwischen der Ankunft der ersten Zelle des Datenpakets  $v$  und des darauffolgenden BOM-Segments mit derselben Quell- und Zieladresse<sup>5</sup>. Da die Zeitdauer  $t_{v,v+1}$  jedoch im voraus nicht bekannt ist, wird die Dauer  $t_{v-1,v}$  des vorigen Zeitintervalls als Schätzwert für  $t_{v,v+1}$  verwendet. Für das erste Paket innerhalb eines Datenbüschels und einzelne Datenpakete wird ein vorgegebener Bitratenwert  $r_{b,init}$  angenommen.

Die Bitratenreservierungsmechanismen sind in der Implementierung etwas aufwendiger als die Pufferreservierungsmechanismen. Für beide beschriebene Varianten müssen die Zeitpunkte für das Freigeben der reservierten Bitraten gespeichert werden. Dies kann beispielsweise mit Hilfe eines sogenannten Kalenders erfolgen [175], der diese Zeitpunkte entsprechend ihrer Reihenfolge sortiert. Zusätzlich müssen bei der ersten Variante alle Zellen am Puffereingang um die konstante Zeitdauer  $t_{mess}$  verzögert werden, um die Messung der Bitraten  $r_{p,v}$  durchführen zu können. Dagegen benötigt der Annahmemechanismus beim modifizierten Bitratenreservierungsmechanismus eine Tabelle mit den Ankunftszeitpunkten der jeweils ersten Zellen eines Datenpakets. Für eine Realisierung bietet sich hier ein inhaltsadressierter Speicher (*Contents Addressable Memory*, CAM) an, da der Annahmemechanismus die Ankunftsabstände für aufeinanderfolgende Datenpakete mit derselben Adreßinformation bestimmt. Die Anzahl der Einträge kann hierbei auf wenige hundert begrenzt werden, da die Abstände eigentlich nur für höherbitratige Zellströme<sup>6</sup> benötigt werden. Allen anderen Datenpaketen mit  $r_{b,v} < r_{b,init}$ , d. h. auch einzelnen bzw. ersten Datenpaketen, kann der Annahmemechanismus die vorgegebene Bitrate  $r_{b,init}$  zuweisen. Der Wert von  $r_{b,init}$  hängt von der maximalen Anzahl der Einträge im CAM ab und sollte so gering gewählt werden (z. B.  $C_L/100$ ), daß effektives statistisches Multiplexen möglich ist [108, 142, 174].

### 6.2.2.3 Belegungsschwellwerte

Annahmemechanismen, die für ihre Entscheidung Belegungsschwellwerte verwenden, basieren auf der Beobachtung, daß ein Puffer bei korrekter Dimensionierung nur dann einen hohen Füllstand erreicht, falls die Gesamtbitrate der ankommenden Datenpakete die maximale Bitrate des abgehenden Übertragungsabschnitts für eine gewisse Zeitdauer übersteigt. In diesem Fall befindet sich der Puffer in einem drohenden Überlastzustand und sollte daher beginnen, ganze Datenpakete zu verwerfen.

Um zu entscheiden, ob ankommende Datenpakete verworfen werden oder nicht, vergleicht das in [147] beschriebene Schwellwertverfahren (*Early Packet Discard*, EPD) bei Ankunft

<sup>5</sup>Falls bis zur Ankunft dieses BOM-Segments keine EOM Zelle mit derselben Adreßinformation angekommen ist, wird kein Ankunftsabstand gemessen. Der Annahmemechanismus behandelt diese Datenpakete, die offensichtlich nicht aufeinander folgen, wie Datenpakete mit unterschiedlichen Adressen.

<sup>6</sup>Mit Zellstrom werden die Zellen der Datenpakete bezeichnet, die dieselbe Quell- und Zieladresse besitzen.



der ersten Zelle eines Datenpakets  $v$  den aktuellen Pufferfüllstand  $s$  mit einem vorgegebenen Schwellwert  $S_{ül}$ . Ist  $s < S_{ül}$  (a), so akzeptiert der Annahmemechanismus dieses Datenpaket. Im anderen Fall (b) werden alle ankommenden Zellen dieses Datenpakets verworfen. Eine andere Variante [14] prüft für  $s \geq S_{ül}$  zusätzlich, ob  $s + n_{z,v} \leq S$ . Ist diese Bedingung erfüllt, so wird das Datenpaket ebenfalls akzeptiert. Für beide Varianten ist es hierbei wichtig, den Schwellwert  $S_{ül}$  nicht zu groß zu wählen, damit die Wahrscheinlichkeit für einen Pufferüberlauf durch die nachfolgenden Zellen der angenommenen Datenpakete möglichst gering ist.

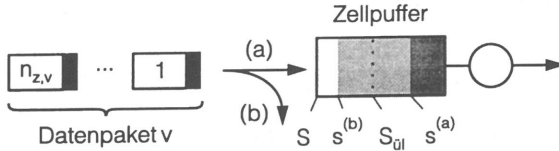


Bild 6.4: Prinzip des Belegungsschwellwerts

Im Vergleich zu den anderen Mechanismen erfordert die Implementierung von Belegungsschwellwerten den geringsten Implementierungsaufwand. Der Annahmemechanismus muß hier lediglich ein Statusbit für jedes gerade ankommende Datenpaket und den Wert der Schwelle  $S_{ül}$  speichern. Ferner ist der EPD-Mechanismus auch im Zusammenhang mit dem AAL-Typ 5 geeignet, da dieser Mechanismus unabhängig von der Paketlänge arbeitet.

## 6.3 Modellierung des direkten Ansatzes

Um eine Leistungsbewertung der verschiedenen Annahmemechanismen durchführen zu können, werden Modelle für einen *Connectionless Server* bei zell- bzw. paketorientierter Vermittlung benötigt. Sie werden in den nächsten Abschnitten abgeleitet .

### 6.3.1 Modell eines Connectionless Server

Für die Modellierung des *Connectionless Server* sei vorausgesetzt, daß alle notwendigen vermittlungsbezogenen und dienstspezifischen Funktionen (siehe Abschnitt 3.2.3.1) mit Ausnahme des Zusammensetzens der ankommenden Zellen zu Datenpaketen (*Reassembly*) und der Bitratenmessung bei BRPP innerhalb eines bzw. einiger weniger Zelltakts ausgeführt werden [14, 162]. Des weiteren wird davon ausgegangen, daß durch eine der in Abschnitt 6.1 erläuterten Maßnahmen nur vernachlässigbar kleine Zellverluste im Koppelnetz auftreten.

Unter diesen Voraussetzungen sind die Verlustwahrscheinlichkeiten für Zellen und Datenpakete aufgrund des Annahmemechanismus oder aufgrund von Pufferüberlauf maßgeblich

durch die Puffergrößen der Ein- und Ausgangseinheiten bzw. die Bitrate der abgehenden virtuellen Verbindungen bestimmt. Ferner tragen vor allem die Puffer und das *Reassembly* der ankommenden Zellen zum Unterschied in den Paketverzögerungszeiten bei. Die angesprochenen geringen Bearbeitungszeiten aller anderen Funktionen in den Ein- bzw. Ausgangseinheiten werden daher im Modell nicht berücksichtigt.

Für die nachfolgenden Leistungsuntersuchungen wird, analog zur Modellierung der indirekten Verfahren, nur der Verkehr zu einer Ausgangseinheit betrachtet. Der ausgewählten, abgehenden VC- bzw. VP-Verbindung soll die gesamte Übertragungskapazität  $C_L$  der Ausgangseinheit zur Verfügung stehen.

### 6.3.1.1 Paketorientierte Vermittlung

Bild 6.5 zeigt das verkehrstheoretische Modell eines *Connectionless Server* bei paketorientierter Vermittlung. Dabei sind lediglich die Modellkomponenten dargestellt, die für die zur betrachteten Ausgangseinheit vermittelten Zellströme relevant sind.

Jede Eingangseinheit wird durch einen Paketannahmemechanismus, logische Warteschlangen und eine Bedieneinheit modelliert. Die Paketannahmemechanismen wurden bereits in Abschnitt 6.2.1 beschrieben. Die logischen Warteschlangen sind jeweils einem ankommenden Datenpaket zugeordnet und bilden somit den *Reassembly*-Puffer nach. Sie können insgesamt  $S_E$  Zellen zwischenspeichern. Ihre Anzahl ist auf einen Wert  $n_{Pj,E} \leq S_E$  begrenzt, da der einem Datenpaket zugeordnete Pufferbereich mindestens die Größe einer Zelle besitzen sollte. Die Bedieneinheit bedient die Zellen komplett empfangener Datenpakete mit der Abfertigungsdisziplin FIFO. Die Bedienzeit entspricht der Übertragungsdauer einer Zelle bei einer Bitrate von  $C_E$ , die konstant oder zeitlich variabel sein kann. Dies hängt, wie auch die Reihenfolge, in der die Zellen fehlerfrei empfangener Datenpakete bedient werden, von dem Verfahren ab, das zum Schutz des Koppelnetzes vor Überlast eingesetzt wird.

Das Modell der Ausgangseinheit beinhaltet denselben Paketannahmemechanismus wie die Eingangseinheiten. Da die Ausgangseinheit die Zellen jedoch entsprechend ihrer Ankunftsreihenfolge überträgt, kann der Puffer der Größe  $S_A$  durch eine einzelne Warteschlange mit FIFO-Abfertigungsdisziplin modelliert werden. Schließlich ist die konstante Bedienzeit der Bedieneinheit durch die Bitrate  $C_L$  des abgehenden virtuellen Kanals bestimmt.

Unter den gemachten Voraussetzungen beschreibt das bisher erläuterte Modell das Verhalten der Eingangs- und Ausgangseinheiten eines *Connectionless Server* bei paketorientierter Vermittlung sehr gut. Das Modell ist jedoch für die Leistungsuntersuchungen aus folgenden Gründen nicht geeignet:

- Die Bedienreihenfolge und die Bedienzeit in den Eingangseinheiten sind vom gewählten Verfahren zum Schutz des Koppelnetzes vor Überlast abhängig. Diese Verfahren sind jedoch nicht Gegenstand der Leistungsuntersuchung.

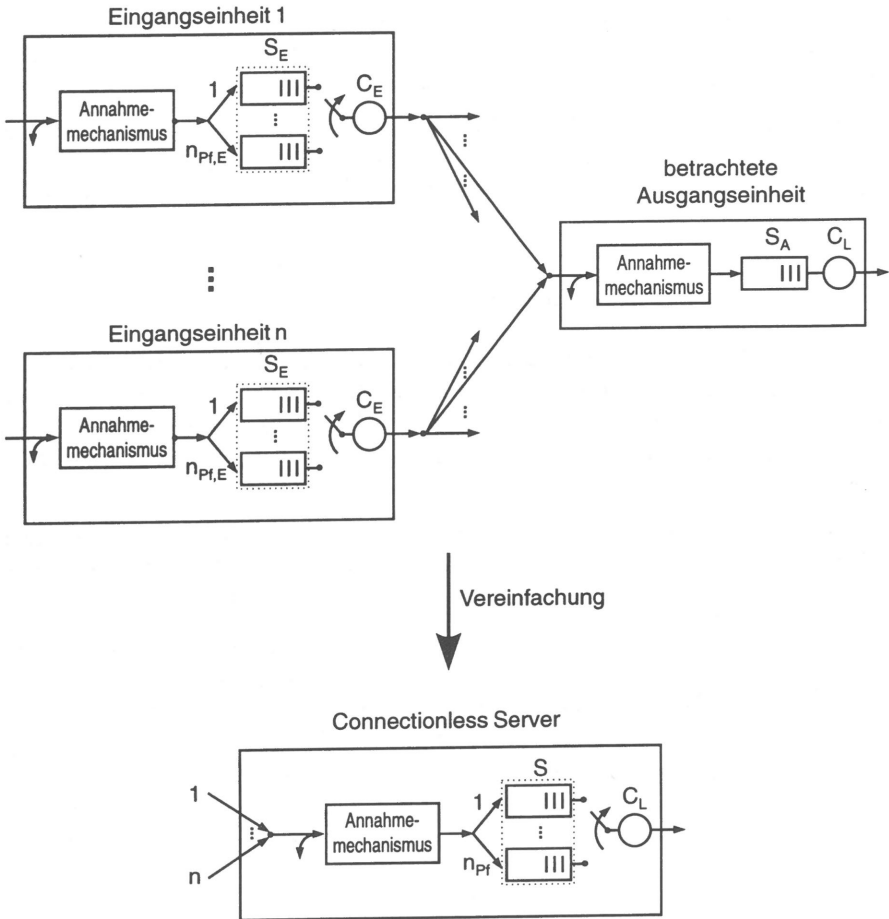


Bild 6.5: Modell des *Connectionless Server* bei paketorientierter Vermittlung

- Der *Reassembly*-Puffer in den Eingangseinheiten wird auch von Datenpaketen genutzt, die zu anderen Ausgangseinheiten vermittelt werden. Dies erschwert den Vergleich zwischen paket- und zellorientierter Vermittlung hinsichtlich des Pufferbedarfs.

Aus diesen Gründen wurde das bisher erläuterte Modell vereinfacht. Dabei wird zusätzlich davon ausgegangen, daß das Koppelnetz unter allen Lastbedingungen ideales Verhalten aufweist. Ferner seien die Puffer in den Eingangseinheiten so dimensioniert, daß dort keine Paketverluste auftreten. Dadurch stören sich die Verkehre für die unterschiedlichen Ausgangseinheiten nicht mehr und der Paketannahmemechanismus kann dort entfallen. Durch ein

Zusammenfassen der Puffer der betreffenden Aus- und Eingangseinheiten zu einem einzigen Puffer der Größe  $S$  ergibt sich schließlich das ebenfalls in Bild 6.5 dargestellte, vereinfachte Modell des *Connectionless Server* für paketorientierte Vermittlung.

Die logischen Warteschlangen sind wiederum jeweils einem akzeptierten Datenpaket zugeordnet. Zellen vollständig empfangener Datenpakete werden nacheinander übertragen. Die Bedienreihenfolge der Datenpakete entspricht der Ankunftsreihenfolge der jeweils letzten Zellen.

### 6.3.1.2 Zellorientierte Vermittlung

Unter den in Abschnitt 6.3.1 gemachten Voraussetzungen läßt sich der *Connectionless Server* bei zellorientierter Vermittlung bis auf die Meßfunktion bei der Bitratenreservierung (BRRP) allein durch die betrachtete Ausgangseinheit modellieren, da die Bearbeitungszeiten in den Eingangseinheiten und die Zeitdauer für die Vermittlung durch das Koppelnetz vernachlässigt werden.

Das Modell der Ausgangseinheit ist durch eine Warteschlange mit Bedieneinheit und vorgeschaltetem Paketannahmemechanismus gegeben. Die Zeitdauer für die Bitratenmessung am Eingang wird durch die konstante Verzögerungszeit  $t_{mess}$  berücksichtigt.

Der Paketannahmemechanismus entscheidet entsprechend den in Abschnitt 6.2.2 erläuterten Mechanismen, ob ein Datenpaket, das zu dem betrachteten Ausgang vermittelt wurde, gepuffert oder verworfen wird. Die Warteschlange hat eine begrenzte Länge und kann  $S$  Zellen zwischenspeichern. Da der Annahmemechanismus bei zellorientierter Vermittlung Pufferüberläufe nicht gänzlich verhindert, können hier im Gegensatz zur paketorientierten Vermittlung auch am Puffereingang Zellverluste auftreten. Gespeicherte Zellen werden nach dem FIFO-Prinzip bedient. Die Bedienzeit entspricht der Übertragungsdauer einer Zelle bei einer Bitrate von  $C_L$ .

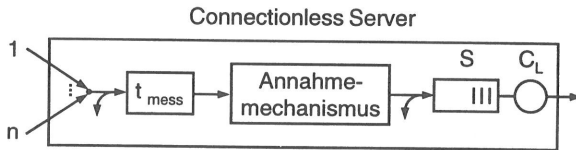


Bild 6.6: Modell des *Connectionless Server* bei zellorientierter Vermittlung

### 6.3.2 Gesamtes Simulationsmodell

Das in Abschnitt 4.2.2 beschriebene Netzmodell läßt sich mit Hilfe der in den vorigen Abschnitten abgeleiteten vereinfachten Modelle für einen *Connectionless Server* in das in Bild

6.7 dargestellte Simulationsmodell überführen.

Das vereinfachte Modell des *Connectionless Server* beinhaltet dabei nur die Komponenten, die für die zur betrachteten Ausgangseinheit vermittelten Zellströme relevant sind. Je nachdem, ob die Anzahl logischer Warteschlangen  $n_{pf}$  größer oder gleich eins ist, bildet das Modell den paket- bzw. zellorientierten Vermittlungsmodus nach. Die äquivalenten Quellen ersetzen die sendenden Netzzugangssysteme mit den zugehörigen Datenquellen. Sie bilden den Verkehr der Netzzugangssysteme an der Schnittstelle zum ATM-Netz auf Zell-, Paket- und Bündelzebene nach und werden durch das in Abschnitt 4.2.1 beschriebene Quellmodell charakterisiert.

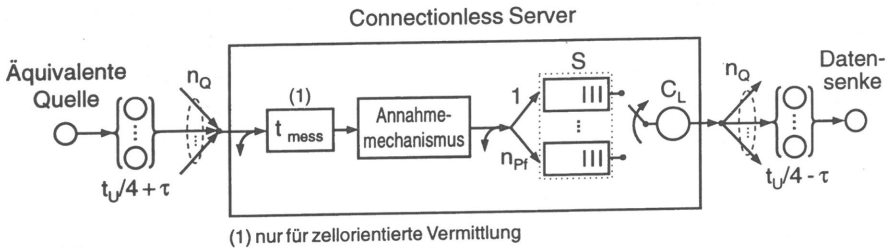


Bild 6.7: Vereinfachtes Simulationsmodell des direkten Ansatzes mittels *Connectionless Server*

Die Funktion der sendenden Netzzugangssysteme, die die Zugangsparameter, wie den maximalen bzw. den mittleren Wert der Informationsrate, sicherstellt, bestimmt dabei die mittleren Bitraten  $r_p$  und  $r_b$  während einer Paket- bzw. Datenbündelübertragung. Alle anderen Parameter der äquivalenten Quellen legt die zugehörige Datenquelle selbst fest. Die empfangenden Netzzugangssysteme sind im Modell nicht enthalten, da deren Bearbeitungszeiten vernachlässigt werden. Das Multiplexen der  $n_Q$  äquivalenten Quellen auf die  $n$  physikalischen Eingangsleitungen des *Connectionless Server* wird ebenfalls nicht berücksichtigt.

Da die im Modell enthaltenen Protokollschichten außer der Funktion zur Gewährleistung der Zugangsparameter keine zusätzlichen Flußkontroll- bzw. Fehlerbehebungsmechanismen (wiederholte Übertragung gestörter Datenpakete, etc.) enthalten, beeinflussen die Laufzeiten zwischen den Modellkomponenten lediglich die Transferzeiten.

## 6.4 Vergleichende Leistungsbewertung

Die nachfolgenden Leistungsuntersuchungen werden fast ausschließlich simulativ durchgeführt. Dabei veranschaulichen die ersten Studien den Einfluß der verschiedenen Ebenen des Quellmodells auf die Zell- bzw. Paketverlustwahrscheinlichkeit eines einfachen statistischen

Multiplexers. Basierend auf diesen Ergebnissen werden dann die beschriebenen Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen hinsichtlich ihres Normal- bzw. Überlastverhaltens miteinander verglichen. Dieser Leistungsvergleich ist sowohl für kleine und mittlere als auch für große Puffer dargestellt. Zu Vergleichszwecken zeigen die Diagramme auch die Ergebnisse für einfaches statistisches Multiplexen (SM).

Sofern nicht anders angegeben, besitzen die Modellkomponenten die in Tabelle 6.1 spezifizierten Parameterwerte. Die Quellen modellieren dabei SMDS-Verkehr, wie er beim Datenaustausch zwischen zwei an ein ATM-Weitverkehrsnetz angeschlossene Lokale Netze mit jeweils 10 Mbit/s Übertragungsgeschwindigkeit entstehen könnte. Die Werte für die mittlere Bündelgröße (50 ms entsprechen ca. 50 KBytes Informationsmenge innerhalb der CPCS-Schicht) und die Datenpaketlänge (25 Zellen entsprechen ca. 1 KByte CPCS-Informationfeldlänge) sind typisch für FTP-Verkehr (vgl. Tabelle 2.2). Die Anzahl der äquivalenten Quellen  $n_Q$  ist durch das Angebot  $A = (t_{b,h}/(t_{b,s} + t_{b,h})) \cdot (r_b/C_L) \cdot n_Q$  bestimmt.

Modellkomponente	Parameter	Wert
Äquivalente Quellen	Mittlere Bündeldauer $t_{b,h}$ (GEO <sub>1</sub> )	50 ms
	Mittlere Pausendauer $t_{b,s}$ (M)	450 ms
	Mittlere Ankunftsbitrate $r_b$ des Datenbündels	10 Mbit/s
	Paketlänge $n_z$ (D)	25 Zellen
	Mittlere Bitrate $r_p$ während einer Datenpaketübertragung	34 Mbit/s
<i>Connectionless Server</i>	Bitrate $C_L$ des abgehenden Übertragungsabschnitts	150 Mbit/s
	Belegungsschwellwert $S_{ü}$	$S - n_z$
	Meßintervall $t_{mess}$ nur bei BRRP	500 $\mu$ s
	Max. Anzahl log. Warteschlangen $n_{pf}$	$S$

Tabelle 6.1: Systemparameter für die Leistungsuntersuchung (sofern nicht explizit angegeben)

### 6.4.1 Grundlegende Studien

Um das prinzipielle Verhalten der untersuchten Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen zu verstehen, ist es sinnvoll, zunächst das charakteristische Verhalten eines einfachen statistischen Multiplexers ( $n_{PF} = 1$ ) ohne Annahmemechanismus zu betrachten. Dazu ist in Bild 6.8 der typische Verlauf der Zellverlustwahrscheinlichkeit über der Puffergröße  $S$  dargestellt.

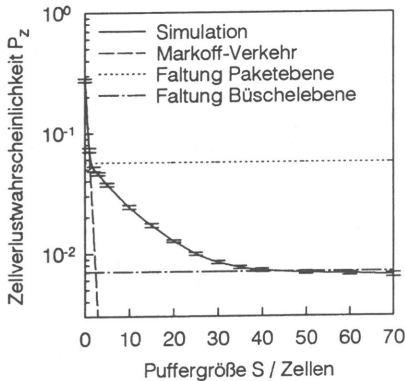


Bild 6.8: Einfluß der verschiedenen Modellierungsebenen auf die Zellverlustwahrscheinlichkeit ( $C_L = 50$  Mbit/s,  $A = 0.4$ ,  $r_p = 20$  Mbit/s)

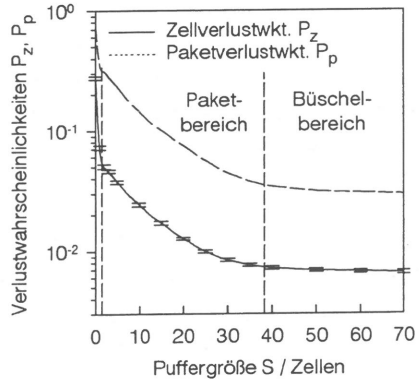


Bild 6.9: Vergleich der Kurvenverläufe für die Zell- und Paketverlustwahrscheinlichkeiten ( $C_L = 50$  Mbit/s,  $A = 0.4$ ,  $r_p = 20$  Mbit/s)

Offensichtlich läßt sich der Kurvenverlauf in drei verschiedene Bereiche unterteilen. Für sehr kleine Puffer sind die Zellverluste hauptsächlich eine Folge der asynchron ankommenden Zellen, d. h. einer kurzfristigen Überlast auf Zellebene. Die Verlustwahrscheinlichkeit fällt hier sehr schnell mit der Puffergröße ab, wobei die Werte gut durch die Ergebnisse bei Markoff-Verkehr ( $M/D/1-S$ , siehe Abschnitt 4.2.3) angenähert werden können [106, 108, 142]. Der mittlere Zellabstand  $E[T_{z,h} + T_{z,s}]$  ergibt sich in diesem Fall ( $A = 0.4$ ) zu 2.5 Zellübertragungsdauern.

Im Bereich mittlerer Puffergrößen dominieren die Zellverluste aufgrund von Überlastzuständen auf Paketebene. Diese Verluste treten dann auf, wenn die Summe der Bitraten  $r_p$  für alle momentan stattfindenden Paketübertragungen die Kapazität  $C_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts überschreitet. Die Zellverlustwahrscheinlichkeit  $P_z^p$  am Knick zwischen den ersten beiden Bereichen hängt von der Auftrittswahrscheinlichkeit  $p_{zi}^p$  einer solchen Überlast ab. Sie läßt sich aus den Zustandswahrscheinlichkeiten der einzelnen Quellen approximativ berechnen. Es sei  $p_\nu$  die Wahrscheinlichkeit, daß  $\nu$  der  $n_q$  Quellen gerade Datenpakete

übertragen. Dann ist  $p_\nu$  durch

$$p_\nu = \binom{n_Q}{\nu} \left( \frac{1}{b_b \cdot b_p} \right)^\nu \left( 1 - \frac{1}{b_b \cdot b_p} \right)^{n_Q - \nu}, \quad (6.1)$$

mit  $b_b = 1 + t_{b,s}/t_{b,h}$  und  $b_p = 1 + t_{p,s}/t_{p,h}$  gegeben, da die einzelnen Quellen voneinander unabhängig sind. Dabei entspricht  $1/(b_b \cdot b_p)$  der Wahrscheinlichkeit, daß eine einzelne Quelle gerade ein Paket übermittelt. Die Auftrittswahrscheinlichkeit  $p_{\nu|l}^p$  ergibt sich somit aus der Summe aller Zustandswahrscheinlichkeiten  $p_\nu$  mit  $\nu \cdot r_p > C_L$ .

Um aus Gleichung 6.1 einen Schätzwert für die Zellverlustwahrscheinlichkeit  $P_z^p$  zu erhalten, muß jedoch berücksichtigt werden, daß beim Auftreten eines Überlastzustands maximal derjenige Anteil der ankommenden Zellen verloren geht, der die Bitrate  $C_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts übersteigt. Somit ergibt sich die Zellverlustwahrscheinlichkeit  $P_z^p$  zu

$$P_z^p \approx \frac{1}{A} \cdot \sum_{\nu \cdot r_p > C_L} \frac{\nu \cdot r_p - C_L}{C_L} \cdot p_\nu. \quad (6.2)$$

Dieser Wert ist in Bild 6.8 als gepunktete Linie eingezeichnet (Faltung Paketebene). Vom Knickpunkt ausgehend nimmt die tatsächlich auftretende Zellverlustwahrscheinlichkeit mit zunehmender Puffergröße ab, da die Zellen, die die Überlast erzeugen, teilweise gespeichert werden können.

Mit weiter zunehmender Puffergröße knickt die Kurve nochmals ab und geht in einen sehr flachen Verlauf über. Dieses Verhalten ist schließlich auf Überlastzustände innerhalb der Büschelebene zurückzuführen, d. h. auf Zustände, in denen so viele äquivalente Quellen gleichzeitig eine Datenbüschelübertragung durchführen, daß die Summe ihrer mittleren Bitraten  $r_b$  die Kapazität  $C_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts übersteigt. Die Zellverlustwahrscheinlichkeit  $P_z^b$  am Übergang zu diesem Bereich kann analog zu den Gleichungen 6.1 und 6.2 bestimmt werden. Hierbei sind lediglich die Größen  $r_p$  und  $1/(b_b \cdot b_p)$  durch die entsprechenden Größen  $r_b$  und  $1/b_b$  zu ersetzen. Der Wert für  $P_z^b$  ist ebenfalls in Bild 6.8 dargestellt (Faltung Büschelebene). Im Vergleich zur Paketebene ist der Kurvenverlauf im Bereich der Büschelebene noch flacher, da dort die Überlastzustände wesentlich länger andauern. Zum Auffangen dieser Überlast sind daher wesentlich größere Puffer notwendig.

Bild 6.9 zeigt, daß auch die dazugehörigen Paketverlustwahrscheinlichkeiten  $P_p$  denselben charakteristischen Kurvenverlauf besitzen. Datenpakete werden als verloren bezeichnet, wenn mindestens eine ihrer Zellen verworfen wird, da das empfangende Endsystem diese Datenpakete beim *Reassembly* verwerfen würde.

Der Verlauf der Kurve in dem von der Paketebene dominierten Bereich hängt sehr stark von der mittleren Bitrate  $r_p$  während einer Paketübertragung und der Paketlänge  $n_z$  ab. Diese Zusammenhänge sind in den Bildern 6.10 und 6.11 veranschaulicht.



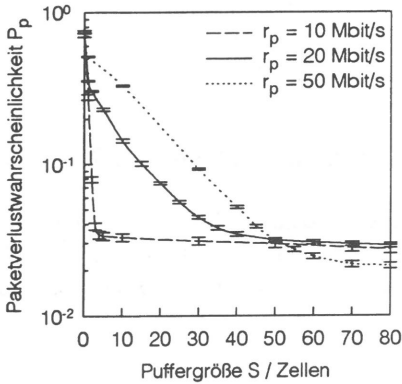


Bild 6.10: Einfluß der mittleren Bitrate  $r_p$  auf die Paketverlustwahrscheinlichkeit ( $C_L = 50$  Mbit/s,  $A = 0.4$ )

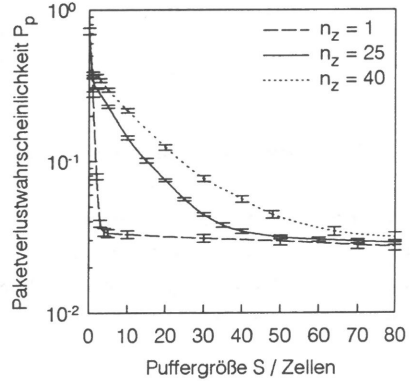


Bild 6.11: Einfluß der Paketlänge auf die Paketverlustwahrscheinlichkeit ( $C_L = 50$  Mbit/s,  $A = 0.4$ ,  $r_p = 20$  Mbit/s)

Eine Verringerung von  $r_p$  wirkt sich in erster Linie auf die Wahrscheinlichkeit für das Auftreten einer Überlast auf Paketebene aus. In Bild 6.10 ist die Abnahme der Paketverluste an der Verschiebung der Kurve hin zu kleineren Wahrscheinlichkeiten zu erkennen. Für den Fall, daß der Wert von  $r_p$  der mittleren Bitrate innerhalb des Datenbüschels  $r_b$  entspricht (gestrichelte Linie), ist die Paketebene im gesamten Kurvenverlauf nicht mehr sichtbar. Der Bereich der Zellebene grenzt dann direkt an den Bereich der Büschelebene. Andererseits befindet sich der Knick am Übergang zum Bereich der Büschelebene für  $r_p \ll r_b$  bei einer Puffergröße, die ungefähr  $n_z$  mal größer ist als für  $r_p = r_b$ . Dies hängt damit zusammen, daß sich die äquivalenten Quellen während der Ankunft der Zellen eines Datenpakets nahezu wie Quellen mit Gruppenankünften der Größe  $n_z$  verhalten.

Eine Änderung der Paketlänge  $n_z$  wirkt sich auf die Steigung der Kurve im Bereich der Paketebene aus, da für länger Datenpakete größere Puffer notwendig sind, um die ankommenden Zellen bei Überlast zwischenzuspeichern. Dadurch nimmt auch die Puffergröße am Übergang zum Bereich der Büschelebene zu. Die Paketverlustwahrscheinlichkeiten an den Übergängen zwischen den drei Bereichen werden dagegen nur geringfügig beeinflusst.

Der in diesem Abschnitt dargestellte charakteristische Kurvenverlauf der Zellverlustwahrscheinlichkeit über der Puffergröße  $S$  sowie die gezeigten Parameterabhängigkeiten sind in der Literatur bereits für Modelle mit Zell- und Büschelebene beobachtet und untersucht worden [7, 106, 107, 142]. Ferner existieren ähnliche Untersuchungen mit Ebenenmodellen im Zusammenhang mit schneller Paketvermittlung [51]. Die hier durchgeführten Studien mit zusätzlich betrachteter Paketebene zeigen somit, daß sich sowohl der charakteristische

Verlauf als auch die in [7, 106, 107, 142] gewonnen Parameterabhängigkeiten auf beliebig viele Ebenen verallgemeinern lassen, solange sich die Zeitkonstanten der einzelnen Ebenen wesentlich unterscheiden, d. h. falls  $T_{z,h} + T_{z,s} \ll T_{p,h} + T_{p,s} \ll T_{b,h} + T_{b,s} \ll \dots$  ist.

### 6.4.2 Leistungsuntersuchung für kleine und mittlere Puffergrößen

Im folgenden werden die verschiedenen Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen für kleine bzw. mittlere Puffergrößen miteinander hinsichtlich ihrer Verkehrsleistung verglichen. Dabei bilden die im vorigen Abschnitt gewonnenen Zusammenhänge die Grundlage für eine Interpretation der dargestellten Ergebnisse.

#### 6.4.2.1 Normallastverhalten

Bild 6.12 zeigt die Paketverlustwahrscheinlichkeiten der untersuchten Annahmemechanismen in Abhängigkeit des Angebots  $A$  für eine Puffergröße von  $S = 100$ . Der Anstieg des Angebots ergibt sich aus einer Erhöhung der Quellenzahl  $n_Q$ .

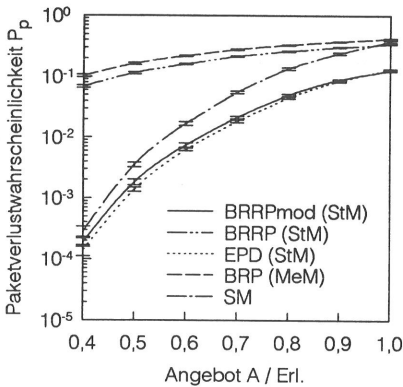


Bild 6.12: Vergleich der Paketverlustwahrscheinlichkeiten unter Normallast ( $S = 100$  Zellen)

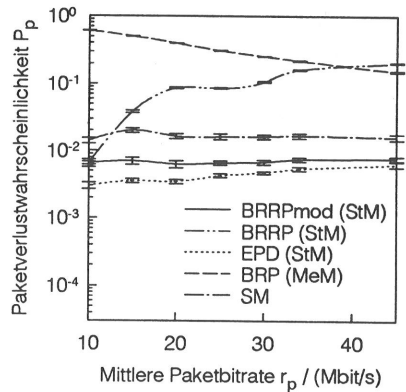


Bild 6.13: Einfluß der mittleren Bitrate während einer Paketübertragung auf die Paketverlustwahrscheinlichkeit ( $A = 0.6, S = 100$  Zellen)

Im Vergleich zur paketorientierten Vermittlung (*Message Mode*, MeM) weisen die Mechanismen der zellorientierten Vermittlung (*Streaming Mode*, StM) bei kleinen Puffergrößen deutlich geringere Paketverlustwahrscheinlichkeiten auf. Dies liegt daran, daß bei paketorientierter Vermittlung aufgrund des Annahmemechanismus (Pufferreservierung) nur wenige

Pakete parallel empfangen werden können. Unter den zellorientierten Mechanismen erzielen das Schwellwertverfahren (EPD) und die modifizierte Bitratenreservierung (BRRPmod) die geringsten Paketverlustwahrscheinlichkeiten. Die erreichten Werte sind sogar kleiner als bei einfachem statistischen Multiplexen (SM) ohne Annahmemechanismus. Demgegenüber ergeben sich bei der einfachen Bitratenreservierung (BRRP) die größten Verluste. Dieses Verhalten läßt sich dadurch erklären, daß die ankommenden Datenpakete bei einfacher Bitratenreservierung bereits in Überlastzuständen auf Paketebene verworfen werden. Der Puffer dient somit nur zur Pufferung gleichzeitig ankommender Zellen. Dagegen nützt die modifizierte Bitratenreservierung sowie das Schwellwertverfahren den zur Verfügung stehenden Puffer auch, um Überlast auf Paketebene aufzufangen. Für diese Mechanismen gehen daher bei der hier gewählten Puffergröße nur dann Datenpakete verloren, wenn Überlastzustände auf Büschelebene auftreten.

Aus diesem Grund ergeben sich für diese beiden Mechanismen, wie in Bild 6.13 dargestellt, auch nur geringe Abhängigkeiten der Paketverlustwahrscheinlichkeit von der mittleren Bitrate  $r_p$  während einer Paketübertragung. Dagegen verringert sich die Paketverlustwahrscheinlichkeit bei einfacher Bitratenreservierung mit abnehmenden Werten von  $r_p$ . Für  $r_p = r_b$  weisen die beiden Bitratenreservierungsmechanismen dasselbe Verhalten auf, da die Paketebene in diesem Fall nicht mehr sichtbar ist (vgl. Bild 6.10). Dieser Fall ist jedoch insofern nicht realistisch, als sich  $r_p$  und  $r_b$ , die bei SMDS und CBDS der maximalen bzw. maximal zulässigen mittleren Informationsrate entsprechen, in der Regel deutlich unterscheiden.

Das Absinken der Paketverluste mit zunehmenden Werten von  $r_p$  bei paketorientierter Vermittlung läßt sich auf eine Verringerung der Pufferreservierungsdauern pro Datenpaket zurückführen.

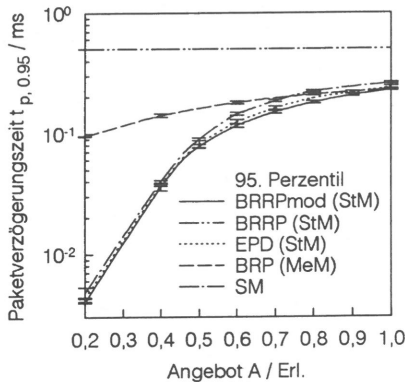


Bild 6.14: Vergleich der Paketverzögerungszeiten unter Normallast ( $S = 100$  Zellen)

Das prinzipielle Verhalten der verschiedenen Mechanismen spiegelt sich auch in den Pa-

ketverzögerungszeiten wider. Diese Zeitdauer entspricht der zusätzlichen Verzögerung durch Ein- bzw. Ausgangspuffer innerhalb des *Connectionless Server* und stimmt mit der gesamten Wartezeit der letzten Zelle eines Datenpakets überein. Das 95. Perzentil der Paketverzögerungszeit ( $t_{p,0,95}$ ) ist in Bild 6.14 dargestellt.

Infolge der Bitratenmessung in den Eingangseinheiten führt der einfache Bitratenreservierungsmechanismus zu den größten Verzögerungszeiten. Ansonsten ergeben sich bei paketorientierter Vermittlung vor allem für geringes Verkehrsaufkommen signifikant höhere Verzögerungszeiten als bei zellorientierter Vermittlung. Dies begründet sich dadurch, daß die Zellen eines Datenpakets bei paketorientierter Vermittlung erst weitervermittelt werden können, nachdem die letzte Zelle in der Eingangseinheit des *Connectionless Server* angekommen ist. Bei den zellorientierten Mechanismen können die Zellen dagegen sofort zur Ausgangseinheit transportiert werden. Da der Puffer dort jedoch auch das Zwischenspeichern gesamter Datenpakete während kurzzeitiger Überlasten auf Paketebene ermöglicht, steigt die Pufferbelegung und somit auch die Paketverzögerungszeit mit dem Verkehrsangebot  $A$  an. Für große Werte von  $A$  entsprechen die Paketverzögerungszeiten näherungsweise den Werten bei paketorientierter Vermittlung.

#### 6.4.2.2 Überlastverhalten

Da sich das Verkehrsvolumen des verbindungslosen Verkehrs nicht genau vorhersagen läßt, ist es möglich, daß die Summenbitrate des Verkehrs für einen abgehenden Übertragungsabschnitt die zur Verfügung stehende Kapazität auch für längere Zeitdauern übersteigt. Wie bereits zu Beginn dieses Kapitels erläutert, ist dies der eigentliche Grund für die Notwendigkeit von Mechanismen zum selektiven Verwerfen von Datenpaketen. Daher ist neben dem Normallastverhalten vor allem das Verhalten der verschiedenen Mechanismen in Überlast ( $A > 1$ ) ein wichtiges Vergleichskriterium.

Als Größe für die Bewertung des Überlastverhaltens dient der normierte Nutzdatendurchsatz  $d_p$ . Er berechnet sich aus dem Verhältnis zwischen Bitrate aus vollständig vermittelten Datenpaketen und der Kapazität  $C_L$  des abgehenden Übertragungsabschnitts. Bild 6.15 zeigt, daß sich der normierte Nutzdatendurchsatz  $d_p$  bei einfachem statistischen Multiplexen ohne Paketannahmemechanismus zunächst mit dem Verkehrsangebot  $A$  erhöht. Ab einem bestimmten Angebot nimmt  $d_p$  dann jedoch wieder ab und geht gegen 0. Erklärt werden kann dieses Verhalten durch die mit dem Angebot  $A$  steigende Wahrscheinlichkeit, daß mindestens eine Zelle jedes Datenpakets aufgrund eines Pufferüberlaufs verworfen wird. Diese Wahrscheinlichkeit erhöht sich zudem mit der Paketlänge  $n_z$ .

Wie aus Bild 6.16 ersichtlich, wirkt bereits die Einführung eines Belegungsschwellwerts (EPD) diesem unerwünschten Kurvenverlauf deutlich entgegen. Ein stetiger Anstieg des normierten Nutzdatendurchsatzes mit dem angebotenen Verkehr läßt sich jedoch nur mit

Bitraten- oder Pufferreservierung erzielen. Unter diesen Mechanismen weist die modifizierte Bitratenreservierung (BRRPmod) ein nahezu ideales Verhalten auf. Die Unterschiede zu den anderen beiden Mechanismen sind eine Folge der höheren Paketverlustwahrscheinlichkeiten (vgl. dazu Bild 6.12).

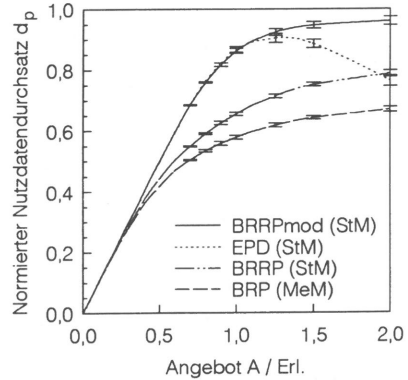
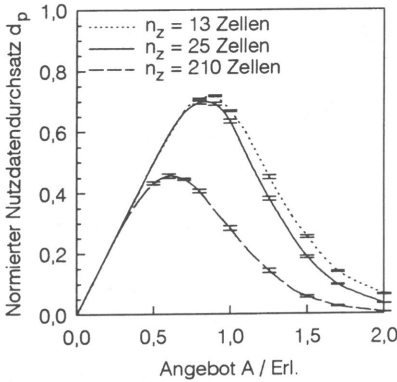


Bild 6.15: Überlastverhalten bei statistischem Multiplexen ohne Annahmemechanismus ( $S = 100$  Zellen)

Bild 6.16: Überlastverhalten der verschiedenen Annahmemechanismen ( $S = 100$  Zellen)

### 6.4.2.3 Pufferdimensionierung

Um einen möglichst umfassenden Vergleich zwischen den beiden Vermittlungskonzepten und ihren Annahmemechanismen zu erhalten, ist es erforderlich, auch die Puffergrößen zu ermitteln, die für das in den vorigen Abschnitten gezeigte Verhalten notwendig sind. Zu diesem Zweck sind in den Bildern 6.17 und 6.18 jeweils das 99.9-te Perzentil der Pufferbelegung für die zellorientierte Vermittlung und dasselbe Perzentil des reservierten Pufferplatzes für paketorientierte Vermittlung in Abhängigkeit von der Paketlänge  $n_z$  dargestellt. Diese Perzentile sind eng mit denjenigen Puffergrößen verknüpft, die notwendig sind, um eine Zellverlustwahrscheinlichkeit von  $10^{-3}$  zu erhalten. Unter der Voraussetzung, daß Zellen nur aufgrund des Annahmemechanismus, nicht aber durch Pufferüberlauf verworfen werden, entspricht diese Wahrscheinlichkeit auch einer Paketverlustwahrscheinlichkeit von  $10^{-3}$ , da die Datenpakete eine konstante Länge besitzen.

Die beiden Diagramme in Bild 6.17 zeigen, daß die einfache Bitratenreservierung unabhängig von der Paketlänge  $n_z$  mit einer geringen Anzahl von Pufferplätzen auskommt, wenn man den für die Bitratenbestimmung benötigten Verzögerungspuffer in der Eingangseinheit nicht mit

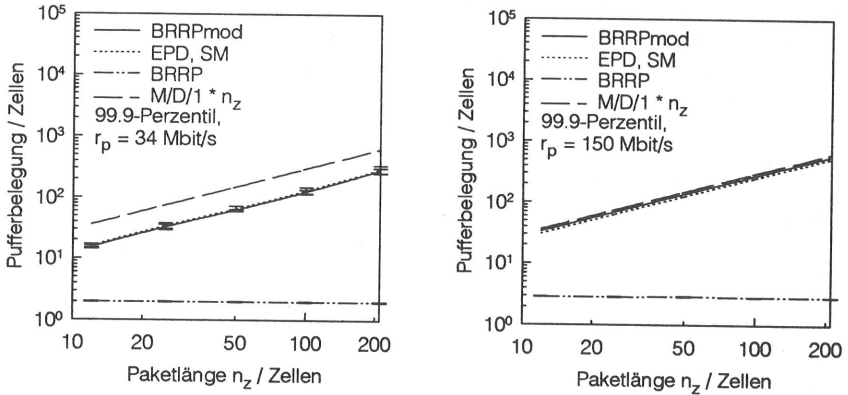


Bild 6.17: Pufferbelegung bei zellorientierter Vermittlung ( $A = 0.3, S = S_{\text{ül}} = \infty$ , Verzögerungspuffer in der Eingangseinheit nicht berücksichtigt)

einbezieht. Grund hierfür ist der Annahmemechanismus, der Überlast auf Bündel- und Paketebene vermeidet. Um auftretende Überlastzustände auf Zellebene auspuffern zu können, ist entsprechend Abschnitt 6.4.1 eine Dimensionierung gemäß eines M/D/1-S Modells mit demselben Angebot ausreichend. Für alle anderen Mechanismen steigt das 99.9-Perzentil linear mit der Paketlänge  $n_z$  an. In Übereinstimmung mit den aus Bild 6.11 gewonnenen Ergebnissen sollte der Puffer für BRRPmod und EPD somit  $n_z$ -mal größer als bei BRRP gewählt werden.

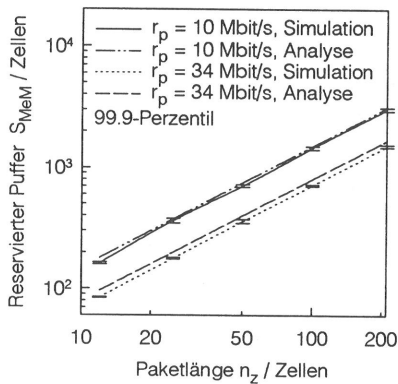


Bild 6.18: Reservierter Puffer  $S_{MeM}$  bei paketorientierter Vermittlung ( $A = 0.3, S = \infty$ )

Auch bei der paketorientierten Vermittlung vergrößert sich das betrachtete Perzentil des re-

servierten Pufferplatzes mit der Paketlänge. Bei gleicher Paketlänge sind jedoch im Vergleich zur modifizierten Bitratenreservierung und dem Schwellwertverfahren noch größere Puffer erforderlich. Eine gute Approximation für die notwendige Puffergröße ergibt sich bereits aus einem einfachen Modellierungsansatz des ablaufenden Reservierungsprozesses bei paketorientierter Vermittlung. Wird der Prozeß ankommender erster Zellen eines Datenpakets als Markoff-Prozeß angenommen, so kann die Anzahl reservierter Pufferbereiche der Größe  $n_z$  aus der Zustandsverteilung  $p_{MeM}(v)$ ,  $v = 0, 1, \dots$ , eines M/G/ $\infty$ -Bediensystems abgeleitet werden [109]. Die Bediendauer entspricht dabei der Reservierungsdauer eines Puffers der Größe  $n_z$  zwischen der Ankunft der ersten und dem Weitervermitteln der letzten Zelle eines Datenpakets. Der für die Lösung des M/G/ $\infty$ -Bediensystems benötigte Mittelwert der Bedienzeit ist bei Vernachlässigung der Zeitdauer zwischen Ankunft der letzten Zelle eines Datenpakets und der Weitervermittlung der ersten, d. h. der reinen Pufferverzögerung, durch  $t_{MeM} = (n_z + 1) \cdot (t_{z,h} + t_{z,s}) - 2t_{z,s}$  gegeben<sup>7</sup>. Aus der Zustandsverteilung  $p_{MeM}(v)$  berechnet sich das  $\phi$ -Perzentil des reservierten Puffers zu

$$S_{MeM}^\phi = v_\phi \cdot n_z, \text{ wobei } \sum_{v=0}^{v_\phi} p_{MeM}(v) \leq \frac{\phi}{100} < \sum_{v=0}^{v_\phi+1} p_{MeM}(v). \quad (6.3)$$

Mit Hilfe dieser Gleichung läßt sich die notwendige Puffergröße für vorgegebene maximale Werte von  $A$ ,  $n_z$ ,  $t_{z,s}$ ,  $t_{z,h}$  und  $B_p$  berechnen. Der Wert für  $t_{z,h}$  ergibt sich dabei aus  $r_p = 424 \text{ Bit} / (t_{z,s} + t_{z,h})$ .

### 6.4.3 Leistungsuntersuchung für große Puffer

Die bisher durchgeführten Untersuchungen bezogen sich alle auf kleine und mittlere Puffergrößen. Die Puffer hatten dabei die Aufgabe, Überlast auf der Zell- und der Paketebene aufzufangen. Unter der Vorgabe einer maximalen Paketverlustwahrscheinlichkeit von  $10^{-4}$ , wie beispielsweise bei SMDS, sind mit diesen Puffergrößen für die Kopplung von LANs mit Übertragungsraten bis zu 10 Mbit/s ( $\Rightarrow r_b \leq 10 \text{ Mbit/s}$ ) jedoch nur mittlere Auslastungen der abgehenden Übertragungsabschnitte von knapp 40 % erreichbar (vgl. Bild 6.12).

Um größere Auslastungen zu erzielen oder höhere mittlere Bündelübertragungsraten  $r_b$  effektiv zu unterstützen, sind, ähnlich wie beim indirekten Ansatz, noch größere Puffer notwendig, die in der Lage sind, ganze Datenbündel zwischenzuspeichern. Das Verhalten der verschiedenen Mechanismen in diesem Fall ist in Bild 6.19 dargestellt.

Wie zu erwarten, hat eine Änderung der Puffergröße in diesem Bereich keinen Einfluß auf das Verhalten der beiden auf der Bitratenreservierung basierenden Mechanismen, da diese Annahmemechanismen Überlast auf Bündelzebene vom Puffer fernhalten. Dagegen nimmt die

<sup>7</sup>Hierbei wird angenommen, daß die maximalen Bitraten  $C_L$  und damit auch  $t_{z,s} = 424 \text{ Bit}/C_L$  für die ankommenden und die abgehenden Übertragungsabschnitte gleich groß sind.

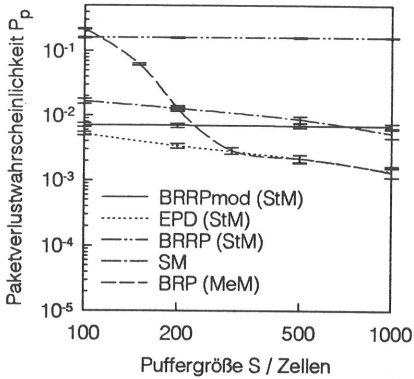


Bild 6.19: Vergleich der Paketverlustwahrscheinlichkeiten  $B_p$  für größere Puffer ( $A = 0.6$ )

Angebot $A$ / Erl.	Puffergröße (Sim.) $S$ / Zellen
0.6	$1350 \pm 130$
0.8	$13100 \pm 1100$

Tabelle 6.2: Notwendige Puffergrößen für EPD (StM) und BRP (MeM) bei  $P_p = 10^{-3}$  und  $n_z = 25$

Paketverlustwahrscheinlichkeit bei Pufferreservierung (BRP) mit zunehmender Puffergröße ab. Der zunächst schnelle Abfall läßt sich auf die Paketebene zurückführen, da der Knickpunkt zum Bereich der Büschelebene dort bei weitaus größeren Puffern als bei den anderen Mechanismen liegt. Ferner verschiebt sich seine Lage mit abnehmendem  $r_p$  hin zu größeren Puffern, wodurch im allgemeinen keine obere Schranke für die Puffergröße am Knickpunkt angegeben werden kann.

Innerhalb des Bereichs der Büschelebene weisen das Schwellwertverfahren und die Pufferreservierung die geringsten Paketverlustwahrscheinlichkeiten auf. Die simulierten Werte sind hier fast identisch. Da die Pufferreservierung jedoch ein besseres Überlastverhalten zeigt – angenommene Datenpakete erfahren keine Zellverluste –, besitzt sie für (sehr) große Puffer insgesamt gesehen die beste Verkehrsleistung.

Tabelle 6.2 zeigt, daß sehr große Puffer erforderlich sind, um ein signifikant höheres Verkehrsangebot zuzulassen. Die angegebenen Werte haben jedoch keine allgemeine Gültigkeit. Sie hängen vielmehr von einer Vielzahl von Größen ab, wie beispielsweise der Verteilung der Büschelgröße, die im voraus nicht bekannt sind. Eine Dimensionierung der großen Puffer auf der Basis vorgegebener, allgemeiner Verkehrswerte ist beim direkten Ansatz daher nicht möglich.



## 6.5 Bewertung der Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen

Die Ergebnisse der vorigen Abschnitte haben gezeigt, daß die untersuchten Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen sehr unterschiedliche Verkehrsleistungen aufweisen. Des weiteren unterscheiden sich die Varianten vor allem durch den Implementierungsaufwand in den Ein- bzw. Ausgangseinheiten sowie durch den Bedarf an zusätzlichen Verkehrssteuerungsmechanismen, um das dazwischenliegende Koppelnetz vor Überlast zu schützen. Tabelle 6.3 enthält eine Zusammenfassung dieser Eigenschaften.

Ver- mittlungs- konzept	An- nahme- mechanismus	Verkehrsleistung			Implementierungs- aufwand	
		Normallast		Über- last	Funktionen in Ein- und Ausgangs- einheiten	Maßnahmen zur Über- lastver- meidung im Koppelnetz
		kleine bzw. mittl. Puffer	große Puffer			
zell- orientiert	BRP	schlecht	sehr gut	gut	gering	ja
	BRRP	schlecht	schlecht	mittel	mittel	nein
	BRRPmod	sehr gut	mittel	sehr gut	mittel	ja
	EPD	sehr gut	sehr gut	mittel	sehr gering	ja
paket- orientiert	BRP	schlecht	sehr gut	gut	mittel	ja

Tabelle 6.3: Zusammenfassung der wichtigsten Eigenschaften der verschiedenen Vermittlungskonzepte und Annahmemechanismen

Die Verkehrsleistung hängt stark von der gewählten Puffergröße ab. Für kleine und mittlere Puffergrößen ist das zellorientierte Vermittlungskonzept dem paketorientierten in Bezug auf das Normal- und Überlastverhalten überlegen. Hier zeigt insbesondere das modifizierte Bitratenreservierungsverfahren (BRRPmod) die beste Verkehrsleistung. Dieser Annahmemechanismus ist jedoch auch mit höherem Implementierungsaufwand verbunden als beispielsweise das Schwellwertverfahren (EPD), welches nur hinsichtlich des Überlastverhaltens schlechter

abschneidet.

Demgegenüber ändern sich die Verhältnisse für große Puffer. In diesem Fall besitzen die Verfahren basierend auf der Pufferreservierung (BRP) – für die paketorientierte und damit auch für die zellorientierte Vermittlung – die beste Verkehrsleistung. Die Pufferreservierungsmechanismen sind auch die einzigen, die alle Zellen der angenommenen Datenpakete unter Garantie zwischenspeichern können und somit für große Puffer ein fast ideales Überlastverhalten aufweisen.

Über den gesamten Bereich der Puffergröße gesehen erzielt der EPD-Annahmemechanismus die beste Verkehrsleistung. Er ist darüber hinaus mit dem geringsten Implementierungsaufwand in den Ein- und Ausgangseinheiten verbunden. Dieser Aufwand ist allerdings in der Regel eher geringer als der Aufwand für die Implementierung zusätzlicher Verkehrssteuerungsmechanismen, um das Koppelnetz zwischen Ein- und Ausgangseinheiten vor Überlast zu schützen. Bis auf die einfache Bitratenreservierung (BRP) benötigen jedoch alle untersuchten Verfahren diese zusätzliche Vorkehrung. Sie kann lediglich für kleine Koppelnetze mit entsprechender Überdimensionierung entfallen [178].

## Kapitel 7

# Zusammenfassung und Ausblick

In der vorliegenden Arbeit wurden verschiedene Ansätze untersucht, die verbindungslose Datenkommunikation über ATM-Weitverkehrsnetze ermöglichen. Ausgehend von den Grundlagen der Datenkommunikation und dem Konzept des zukünftigen Breitband-ISDN auf der Basis des Asynchronen Transfer-Modus wurden zunächst die Architekturen für den direkten und indirekten Ansatz zur Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation in ATM-Netzen beschrieben. Ferner wurden die für die beiden Ansätze entwickelten Protokolle und Datendienste sowie die damit verbundenen Probleme im Bereich des Verkehrsmanagements innerhalb des ATM-Netzes erläutert.

Es folgte eine Beschreibung der für die anschließende Leistungsbewertung verwendeten verkehrstheoretischen Modelle und Methoden. Dabei wurde insbesondere auf die hierarchische Modellierung der Datenverkehrsströme und das Modell des ATM-Netzes eingegangen. Die für die Untersuchung benötigten Analyse- und Simulationswerkzeuge wurden im Rahmen dieser Arbeit erstellt.

Eine effektive Unterstützung verbindungsloser Datenkommunikation in ATM-Weitverkehrsnetzen erfordert sowohl für den indirekten als auch für den direkten Ansatz neuartige Verkehrsmanagementfunktionen. Diese unterscheiden sich deutlich von denjenigen, die für Dienste mit Echtzeitanforderungen eingesetzt werden. Ausgehend von den grundsätzlichen Anforderungen an diese Funktionen wurden im Hauptteil der Arbeit verschiedene Lösungsmöglichkeiten diskutiert und ausführlich untersucht. Der Schwerpunkt lag dabei auf der Beschreibung, Klassifizierung und Bewertung der vorgestellten Verfahren, wobei vor allem Implementierungs- und Leistungsaspekte betrachtet wurden.

Beim indirekten Ansatz besteht das Hauptproblem in der Zuteilung von Netzressourcen an die virtuellen Verbindungen zwischen den Netzzugangssystemen in Form von Übertragungskapazität und Zellpuffer. Aus den Ergebnissen der untersuchten Ressourcenzuteilungsverfahren lassen sich folgende Aussagen ableiten, die allgemeingültig sind und somit auch auf verbindungsorientierte Datenkommunikation übertragen werden können:

- Bedingt durch die büschelförmige Verkehrscharakteristik mit relativ großen Spitzenbitraten lassen sich bei Datenverkehr nur dann hohe Auslastungen der Übertragungskapazitäten erzielen, wenn in den ATM-Vermittlungsstellen große Zellpuffer vorgesehen werden. Diese müssen in der Lage sein, ganze Datenbüschel zwischenspeichern.
- Die höchsten Auslastungen der Übertragungsleitungen sind, unter Einhaltung der vorgeschriebenen Netz- und Dienstgüteparameter, mit den Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung (*Fast Resource Management*, FRM) möglich. Diese Verfahren teilen den Verbindungen die Übertragungskapazität beziehungsweise den Zellpuffer nur für die Dauer der Datenübermittlung zu.
- Im Vergleich der FRM-Verfahren untereinander erbrachte die schnelle Pufferreservierung die besten Ergebnisse. Bei diesem Verfahren, das im ATM-Netz zu keinerlei Zellverlusten führt, liegen die erzielbaren Auslastungen beliebig nahe an den theoretischen Grenzwerten. Nachteilig bei der schnellen Pufferreservierung sind nur die Größe des benötigten Zellpuffers und deren lineare Abhängigkeit von der Umlaufdauer innerhalb des ATM-Netzes. Mit dem ratenbasierten ABR-Verfahren lassen sich zwar schon bei kleineren Puffergrößen ebenfalls sehr hohe Auslastungen erreichen, dafür kann das ABR-Verfahren jedoch bei diesen Puffergrößen die Dienstgüte der einzelnen Verbindungen in Bezug auf die Zellverlustwahrscheinlichkeit nur bedingt garantieren.
- Obwohl die Netzknoten ganze Datenbüschel zwischenspeichern, steigen die mittleren Büscheltransferzeiten bei allen Verfahren bis kurz vor der jeweiligen Auslastungsgrenze nur unwesentlich an. Somit findet auch im Bereich relativ hoher Auslastungen keine nennenswerte Verringerung der resultierenden Übermittlungsrate zwischen den Netzzugangssystemen statt. Dies bestätigt den Ansatz, die großen Puffer in den ATM-Netzknoten vorzusehen. Die andere Möglichkeit, hohe Auslastungen im ATM-Netz durch eine signifikante Reduktion der Übermittlungsrate mit Hilfe von großen Puffern in den Netzzugangssystemen zu erzielen, besitzt somit deutliche Nachteile bezüglich der Verkehrsleistung.

Mit den großen Zellpuffern in den Netzknoten ist jedoch auch ein höherer Implementierungsaufwand verbunden. Er ist vor allem eine Folge der zusätzlich notwendigen Verkehrssteuerungsfunktionen **innerhalb** der ATM-Vermittlungsstellen. Hier sind insbesondere die im Vergleich zu FIFO komplexeren Abfertigungsdisziplinen und die Mechanismen zur Datenflußsteuerung zwischen den Ein- und Ausgängen der ATM-Koppelnetze zu nennen.

Der zweite Teil der Untersuchungen konzentrierte sich auf den direkten Ansatz. In diesem Fall haben die Verkehrsmanagementfunktionen die Aufgabe, sowohl die ankommenden bzw. abgehenden virtuellen Verbindungen der *Connectionless Server* zu verwalten als auch die Verkehrsleistung der *Connectionless Server* selbst zu optimieren. Für den zuerst genannten Bereich können dieselben Verfahren wie beim indirekten Ansatz angewandt werden. Deshalb

richtete sich das Augenmerk bei der Untersuchung des direkten Ansatzes auf den *Connectionless Server*.

Es konnte gezeigt werden, daß die Verkehrsleistung eines *Connectionless Server* insbesondere vom internen Vermittlungskonzept und dem sogenannten Annahmemechanismus abhängt. Ziel dieses Mechanismus ist es, auftretende Zellverluste auf möglichst wenig Datenpakete zu konzentrieren. Dadurch kann die Wahrscheinlichkeit für gestörte Datenpakete unter normalen Lastbedingungen verringert und der Nutzdurchsatz in Überlast maßgeblich erhöht werden. Überlastsituationen können beim direkten Ansatz auftreten, da der ins ATM-Netz gehende Verkehr nicht, wie beim indirekten Ansatz, auf Verbindungsebene, sondern nur durch die Anzahl zugangsberechtigter Dienstbenutzer begrenzt wird.

Ein quantitativ durchgeführter Leistungsvergleich ergab eine deutliche Überlegenheit der zellorientierten Vermittlung im Bereich mittlerer Puffergrößen. Ein für dieses Vermittlungskonzept entwickelter, neuartiger Annahmemechanismus wies dabei die beste Verkehrsleistung auf. Demgegenüber sind für große Puffer keine prinzipiellen Leistungsunterschiede zwischen der zell- und der paketorientierten Vermittlung erkennbar. In diesem Fall zeigte der für beide Vermittlungskonzepte geeignete Pufferreservierungsmechanismus auf Datenpaketbasis das beste Verhalten.

Über den gesamten Bereich der Puffergröße gesehen erzielte der *Early Packet Discard*-Mechanismus (EPD) die ausgeglichtesten Ergebnisse. Seine Leistungsfähigkeit ist nur unwesentlich geringer als die der beiden im vorigen Abschnitt angesprochenen Annahmemechanismen. Diesen Nachteil gleicht der EPD-Mechanismus durch seinen sehr geringen Implementierungsaufwand aus.

Abschließend kann gesagt werden, daß keiner der beiden Ansätze, weder der indirekte noch der direkte, dem anderen generell überlegen ist. Für die richtige Auswahl spielen vielmehr die folgenden drei Gesichtspunkte eine Rolle:

- Skalierbarkeit: Der direkte Ansatz ist besser geeignet, um zwischen vielen Netzzugangssystemen eine hohe Erreichbarkeit zu erzielen. Andererseits ist der indirekte Ansatz vorzuziehen, falls eine kleine Anzahl von Netzzugangssystemen miteinander kommunizieren sollen. Betrachtet man die Skalierbarkeit in Bezug auf das gesamte Verkehrsaufkommen, so drehen sich die Verhältnisse um. In diesem Fall kann einer längerfristigen Überlast beim direkten Ansatz nur durch den Ausbau der *Connectionless Server* begegnet werden. Dagegen ist der Gesamtdurchsatz beim indirekten Ansatz nur durch die gesamte Übertragungskapazität des ATM-Netzes begrenzt.
- Verkehrsleistung: Da das Verkehrsaufkommen beim direkten Ansatz nur durch die Anzahl zugangsberechtigter Dienstbenutzer begrenzt werden kann, müssen die *Connectionless Server* großzügig dimensioniert werden, um die gleiche Dienstgüte wie beim indirekten Ansatz zu erreichen. Daher ist die interne Auslastung eines *Connectionless*

*Server* in der Regel geringer als die einer ATM-Vermittlungsstelle. Die Übertragungskapazität läßt sich beim direkten Ansatz jedoch genauso effektiv nutzen wie beim indirekten, sofern dieselben Verfahren zur schnellen Ressourcenzuteilung angewandt werden.

- Implementierungsaufwand: Der indirekte Ansatz ist mit höherem Implementierungsaufwand in allen Netzzugangseinheiten verbunden. Demgegenüber sind beim direkten Ansatz wenige zusätzliche *Connectionless Server* notwendig.

Aufgrund der unterschiedlichen Vor- und Nachteile beider Ansätze werden sich in Zukunft mit hoher Wahrscheinlichkeit hybride Ansätze durchsetzen, bei denen zwischen Netzzugangssystemen, die häufig miteinander kommunizieren, ATM-Verbindungen bestehen. Andere Netzzugangssysteme, zu denen nur sporadisch kleinere Datenmengen übermittelt werden, können dann über einen *Connectionless Server* erreicht werden.

In dieser Arbeit wurden Verkehrsmanagementfunktionen hinsichtlich ihrer Eignung für die Übermittlung von verbindungslosem Datenverkehr untersucht und bewertet. Die Leistungsuntersuchungen bezogen sich hierbei vor allem auf die ATM-Schicht. In heutigen und auch zukünftigen Endsystemen befinden sich jedoch auch oberhalb der ATM-Schicht Protokolle zur Datenflußsteuerung und Fehlerbehebung. Als Beispiel sei hier das im Internet eingesetzte *Transmission Control Protocol*, TCP, genannt. Im Zusammenhang mit der Bewertung von FRM-Verfahren erscheint es daher notwendig, auch das Zusammenspiel dieser Verfahren mit den Datenflußsteuerungsmechanismen der höheren Schichten zu betrachten. Insbesondere ist es wichtig, die Parameter der einzelnen Verfahren so aufeinander abzustimmen, daß leistungsmindernde Effekte vermieden werden.

Darüber hinaus sind durch die ganzheitliche Betrachtung der beiden Schichten auch quantitative Vergleiche zwischen dem direkten und indirekten Ansatz möglich. In diesem Fall könnten die in der höheren Schicht gemessenen Ende-zu-Ende Transferzeiten als einheitliches Vergleichskriterium dienen, da die auftretenden Zellverluste aufgrund der daraus folgenden wiederholten Übermittlungen ebenfalls in die Transferzeit eingehen.

# Literaturverzeichnis

- [1] S. AALTO, I. NORROS, J. VIRTAMO, K. KVOLS, S. MANTHORPE: Performance aspects of streaming and message modes of interworking. *Proceedings of the 1st International Symposium on Interworking*, Bern, November 1992.
- [2] O. ABOUL-MAGD, H. GILBERT: Incorporating congestion feedback in B-ISDN traffic management strategy. *Proceedings of the XIV ISS*, vol. 2, Yokohama, October 1992, pp. 12-16.
- [3] ATM FORUM: *ATM User-Network Interface (UNI) Specification*, draft version 4.0, The ATM Forum, March 1996.
- [4] ATM FORUM: *LAN Emulation over ATM Specification*, version 1.0, The ATM Forum, January 1995.
- [5] J. J. BAE, T. SUDA: Survey of traffic control schemes and protocols in ATM networks. *Proceedings of the IEEE*, vol. 79, no. 2, February 1991, pp. 170-189.
- [6] G. BAGNOLI, M. LISTANTI, R. WINKLER: Traffic control for best-effort data communications in ATM networks: simulation comparison and alternative schemes. *Proceedings of IFIP TC 6 Workshop on Broadband Communications*, Paris, March 1994, pp. 105-118.
- [7] A. BAIOCCHI, ET AL.: Loss performance analysis of an ATM multiplexer loaded with high-speed on-off sources. *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 3, April 1991, pp. 388-393.
- [8] BELLCORE: *Generic system requirements in support of Switched Multi-megabit Data Service*, Bellcore Technical Reference TR-TSV-000772, issue 1, May 1991.
- [9] S. M. BELLOVIN, W. R. CHESWICK: Network firewalls. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 9, September 1994, pp. 50-57.
- [10] D. BERTSEKAS, R. GALLAGER: *Data networks*, Prentice Hall, Englewood Cliffs, 1987.
- [11] A. BIOCCA, G. FRESCHI, A. FORCINA, R. MELEN: Architectural issues in the interoperability between MANs and the ATM network. *Proceedings of the XIII ISS*, vol. 2, Stockholm, May-June 1990, pp. 23-28.

- [12] P. BOCKER: *ISDN, das diensteintegrierende digitale Nachrichtennetz: Konzept, Verfahren, Systeme*, 3. Auflage, Springer-Verlag, Berlin/Heidelberg/New York/Tokyo, 1990.
- [13] G. BOIOCCHI, P. CROCETTI, L. FRATTA, M. GERLA: Performance evaluation of a connectionless multicast service. *Proceedings of the 14th ITC*, Antibes Juan-les-Pins, June 1994, pp. 1121-1130.
- [14] G. BOIOCCHI, P. CROCETTI, L. FRATTA, M. GERLA, M. A. MARSIGLIA: ATM Connectionless server: performance evaluation. *Proceedings of IFIP TC 6 Workshop on Modelling and Performance Evaluation of ATM Technology*, La Martinique, January 1993, paper 5.1.
- [15] F. BONOMI, K. W. FENDICK: The rate-based flow control framework for the Available Bit Rate ATM service. *IEEE Network*, vol. 9, no. 2, March/April 1995, pp. 25-39.
- [16] J. L. BORSOTTO, D. DELISLE: LAN interconnection: an early application for ATM. *Proceedings of the XIV ISS*, Yokohama, October 1992, pp. 92-96.
- [17] P. BOYER: A congestion control for the ATM. *Proceedings of the 7th ITC Specialist Seminar*, Morristown, October 1990, paper 4.3.
- [18] P. E. BOYER, F. M. GUILLEMIN, M. J. SERVEL, J.-P. COUDREUSE: Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links. *IEEE Network*, vol. 6, no. 5, September 1992, pp. 38-49.
- [19] P. E. BOYER, M. J. SERVEL, F. M. GUILLEMIN: The spacer-controller: an efficient UPC/NPC for ATM networks. *Proceedings of the XIV ISS*, vol. 2, Yokohama, October 1992, pp. 316-320.
- [20] P. E. BOYER, D. P. TRANCHIER: A reservation principle with applications to the ATM traffic control. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 24, no. 4, 1992, pp. 321-334.
- [21] D. F. BOX, D. P. HONG, T. SUDA: Architecture and design of connectionless data service for a public ATM network. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '93*, San Francisco, March 1993, pp. 722-731.
- [22] U. BRIEM: Performance evaluation of resource sharing schemes in a connectionless server on top of ATM. *Proceedings of the 14th ITC*, Antibes Juan-les-Pins, June 1994, pp. 1109-1120.
- [23] I. N. BRONSTEIN, K. A. SEMENDJAJEW: *Taschenbuch der Mathematik*, 21. Auflage, Verlag Harri Deutsch, Frankfurt/Main, 1981.
- [24] R. CÁCERES, P. B. DANZIG, S. JAMIN, D. J. MITZEL: Characteristics of wide-area TCP/IP conversations. *Proceedings of the ACM SIGCOMM'91*, Zürich, September 1991, pp. 101-112.



- [25] H. J. CHAO, D. GHOSAL, D. SAHA, S. K. TRIPATHI: IP on ATM Local Area Networks. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 8, August 1994, pp. 52-59.
- [26] A. CHARNY, D. CLARK, R. JAIN: Congestion control with explicit rate indication. *Proceedings of the ICC'95*, June 1995.
- [27] J. CHERBONNIER, J.-Y. LE BOUDEC: A GFC protocol for congestion avoidance in the ATM connectionless service. *Proceedings of the EFOC/LAN '92*, Paris, June 1992, pp. 305-309.
- [28] J. CHERBONNIER, J.-Y. LE BOUDEC, H. L. TRUONG: ATM direct connectionless service. *Proceedings of the ICC'93*, May 1993, pp. 1859-1863.
- [29] D. E. COMER: *Internetworking with TCP/IP: principles, protocols and architecture*, 2nd edition, Prentice Hall, Englewood Cliffs, 1991.
- [30] P. CROCETTI, L. FRATTA, M. GERLA, M. A. MARSIGLIA, D. ROMANÒ: Connectionless support service in ATM. *Proceedings of the ICC '92*, Genova, 1992, pp. 191-196.
- [31] P. CROCETTI, L. FRATTA, M. GERLA, M. A. MARSIGLIA, D. ROMANÒ: Interconnection of LANs/MANs through SMDS on top of an ATM network. *Computer Communications*, vol. 16, no. 2, February 1993, pp. 83-92.
- [32] P. CROCETTI, G. GALLASSI, M. GERLA: Internetworking of MANs and ATM. *Proceedings of the 7th ITC Specialist Seminar*, Morristown, October 1990, paper 6.3.
- [33] P. B. DANZIG, S. JAMIN: *tcplib: a library of TCP internetwork traffic characteristics*, Report USC-CS-91-495, Computer Science Department, University of Southern California, Los Angeles, 1991. Erhältlich mittels FTP von `excalibur.usc.edu` als `pub/jamin/tcplib/tcplib.tar.Z`.
- [34] S. P. DAVIS: The fast reservation shaper: a novel approach for fast resource management. *Proceedings of the 14th ITC*, Antibes Juan-les-Pins, June 1994, pp. 1373-1384.
- [35] M. DECINA, P. GIACOMAZZI, A. PATTAVINA, E. TOMBOLINI: Datagram switching networks for broadband data communications. *Proceedings of the IEEE GLOBECOM '92*, vol. 1, Orlando, December 1992, pp. 104-110.
- [36] D. DELODDERE, P. REYNDERS, P. VERBEECK: Architecture and implementation of a connectionless server for B-ISDN. *Proceedings of the XIV ISS*, vol. 1, Yokohama, October 1992, pp. 224-228.
- [37] A. DEMERS, S. KESHAV, S. SHENKER: Analysis and simulation of a fair queueing algorithm. *Proceedings of the ACM SIGCOMM '89*, Austin, September 1989.
- [38] B. DOSHI: Performance of in-call buffer/window allocation schemes for short intermittent file transfers over broadband packet networks. *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, vol. 5, no. 1, January-March 1992, pp. 49-61.

- [39] B. DOSHI, S. DRAVIDA: Congestion control for bursty data in high speed wide area packet networks: in-call parameter negotiations. *Proceedings of the 7th ITC Specialist Seminar*, Morristown, October 1990, paper 12.5.
- [40] B. DOSHI, S. DRAVIDA, P. HARSHAVARDHANA: Performance and roles of bandwidth and buffer reservation schemes in high speed networks. *Proceedings of the 14th ITC*, Antibes Juan-les-Pins, June 1994, pp. 23-34.
- [41] B. DOSHI, S. DRAVIDA, P. JOHRI, G. RAMAMURTHY: Memory, bandwidth, processing and fairness considerations in real-time congestion controls for broadband networks. *Proceedings of the 13th ITC*, Copenhagen, June 1991, pp. 153-159.
- [42] B. DOSHI, H. HEFFES: Performance of an in-call buffer-window reservation/allocation scheme for long file transfers. *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 7, September 1991, pp. 1013-1023.
- [43] X. DU, G. KNIGHT: Further study of channel management issues in a LAN-ISDN gateway. *Computer Communications*, vol. 16, no. 4, April 1993, pp. 251-259.
- [44] Z. DZIONG, J. CHOQUETTE, K.-Q. LIAO, L. MASON: Admission control and routing in ATM networks. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 20, nos. 1-5, 1990, pp. 189-196.
- [45] A. E. ECKBERG: B-ISDN/ATM traffic and congestion control. *IEEE Network*, vol. 6, no. 5, September 1992, pp. 28-37.
- [46] A. E. ECKBERG, B. T. DOSHI, R. ZOCCOLILLO: Controlling congestion in B-ISDN/ATM: issues and strategies. *IEEE Communications Magazine*, vol. 29, no. 9, September 1991, pp. 64-70.
- [47] ETSI, ETR DE/NA-53203: *Network Aspects (NA); CBDS over ATM*, European Telecommunications Standards Institute, Sophia Antipolis, May 1993.
- [48] ETSI, ETS 300 217: *Network Aspects (NA); Connectionless Broadband Data Service (CBDS) - Part 1-4*, European Telecommunications Standards Institute, Sophia Antipolis, September 1992.
- [49] FERNMELDETECHNISCHES ZENTRALAMT: *DATEX-P Handbuch*, 2. Auflage, Fernmeldetechnisches Zentralamt, Darmstadt, August 1988.
- [50] J. FILIPIAK: M-architecture: a structured model of traffic management and control in Broadband ISDNs. *IEEE Communications Magazine*, vol. 27, no. 5, May 1989, pp. 25-31.
- [51] J. FILIPIAK: Accuracy of traffic modeling in fast packet switching. *IEEE Transactions on Communications*, vol. 40, no. 4, April 1992, pp. 835-846.
- [52] W. FISCHER, E.-H. GÖLDNER, N. HUANG: The evolution from LAN/MAN to Broadband-ISDN. *Proceedings of the ICC '91*, Denver, June 1991, pp. 1251-1257.

- [53] W. FISCHER, E. WALLMEIER, T. WORSTER, S. P. DAVIS, A. HAYTER: Data communications using ATM: architectures, protocols and resource management. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 8, August 1994, pp. 24-33.
- [54] W. FISCHER, T. WORSTER, S. P. DAVIS: Resource allocation for packet data traffic on ATM: problems and solutions. *Tagungsband zur GI/ITG Fachtagung „Kommunikation in Verteilten Systemen“*, München, März 1993, S. 100-113.
- [55] P. S. FORD, Y. REKHTER, H.-W. BRAUN: Improving the routing and addressing of IP. *IEEE Network*, vol. 7, no. 3, May 1993, pp. 10-15.
- [56] H. J. FOWLER, W. E. LELAND: Local Area Network traffic characteristics, with implications for broadband network congestion management. *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 7, September 1991, pp. 1139-1149.
- [57] L. FRATTA, L. MUSUMECI, G. GALLASSI, L. VERRI: Congestion control strategies in ATM networks. *European Transactions on Telecommunications and Related Technologies*, vol. 3, no. 2, March-April 1992, pp. 183-193.
- [58] J. GARRETT, J. HAGAN, J. WONG: Directed ARP. *RFC 1433 (Experimental)*, Internet Engineering Task Force, March 1993.
- [59] M. GERLA, T.-Y. TAI, G. GALLASSI: LAN/MAN interconnection to ATM: a simulation study. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '92*, Florence, May 1992, pp. 2270-2279.
- [60] M. GERLA, T.-Y. TAI, J. A. S. MONTEIRO, G. GALLASSI: Interconnecting LANs and MANs to ATM. *Proceedings of the 16th Conference on Local Computer Networks*, Minneapolis, October 1991, pp. 259-270.
- [61] M. GHANBARI: Two-layer coding of video signals for VBR networks. *IEEE JSAC*, vol. 7, no. 5, June 1990, pp. 771-781.
- [62] O. GIHR, E. H. GÖLDNER, P. J. KÜHN, K. SAUER: Lokale Netze und ISDN-Nebenstellenanlagen. *Praxis der Informationsverarbeitung und Kommunikation*, Band 9, Heft 3, 1986, S. 26-34.
- [63] O. GIHR, M. WEIXLER: Messung der Datenverkehrsprofile in Lokalen Netzen. *Informatik-Fachberichte 205: Tagungsband zur GI/ITG Fachtagung „Kommunikation in Verteilten Systemen“*, Stuttgart, Februar 1989, S. 861-877.
- [64] D. GROSS, C. M. HARRIS: *Fundamentals of queueing theory*, 2nd edition, John Wiley and Sons, New York/London, 1985.
- [65] F. M. GUILLEMIN, P. E. BOYER, A. DUPUIS, L. ROMOEUF: Peak rate enforcement in ATM networks. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '92*, Florence, May 1992, pp. 753-758.

- [66] E. L. HAHNE, C. R. KALMANEK, S. P. MORGAN: Dynamic window flow control on a high-speed wide-area data network. *Computer Networks and ISDN-Systems*, vol. 26, no. 1, 1993, pp. 29-41.
- [67] R. HÄNDEL, M. N. HUBER, S. SCHRÖDER: *ATM networks: concepts, protocols, applications*, 2nd edition, Addison-Wesley, Wokingham, 1994.
- [68] G. J. HEIJENK, I. G. NIEMEGERERS: Variable bandwidth connections for a connectionless service on ATM - performance modelling and evaluation. *Proceedings of the Workshop on Broadband Communications*, Estoril, January 1992, pp. 330 - 341.
- [69] G. J. HEIJENK, A. P. A. VAN MOORSEL, I. G. NIEMEGERERS: Performance of a connectionless protocol over ATM. *Proceedings of the International Workshop on Advanced Communications and Applications for High Speed Networks (IWACA '92)*, Munich, March 1992, pp. 123-130.
- [70] J. HEINANEN: Multiprotocol encapsulation over ATM adaptation layer 5. *RFC 1483 (Proposed Standard)*, Internet Engineering Task Force, July 1993.
- [71] J. HEINANEN, R. GOVINDAN: NBMA Address Resolution Protocol (NARP). *RFC 1735 (Experimental)*, Internet Engineering Task Force, December 1994.
- [72] H. HEISS: Impact of jitter on peak cell rate policing with a leaky bucket. *Proceedings of the 2nd RACE 1022 Workshop on Traffic and Performance Aspects in IBCN*, Aveiro, January 1992.
- [73] J. Y. HUI: Resource allocation for broadband networks. *IEEE JSAC*, vol. 6, no. 9, December 1988, pp. 1598-1608.
- [74] IEEE, STANDARD 802.3: *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD), Access Methods and Physical Layer Specifications*, 1985.
- [75] IEEE, STANDARD 802.5: *Token Ring access method and physical layer specification*, 1985.
- [76] ISO, INTERNATIONAL STANDARD 7498: *Information Processing Systems - Open Systems Interconnection - Basic Reference Model*, International Organization for Standardization, New York, 1984.
- [77] ITG 1.6/01, EMPFEHLUNG 1987: ISDN-Begriffe. *Nachrichtentechnische Zeitschrift*, Band 40, Heft 11, November 1987, S. 814-819.
- [78] ITU-TSS, RECOMMENDATION E.164: *Numbering Plan for the ISDN Era*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [79] ITU-TSS, RECOMMENDATION G.709: *Synchronous Multiplexing Structure*, revision 2, International Telecommunication Union, Geneva, 1993.
- [80] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.120: *Integrated Services Digital Networks (ISDNs) Blue Book Fascicle III.7*, International Telecommunication Union, Geneva, 1989.

- [81] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.121: *Broadband Aspects of ISDN*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [82] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.122: *Framework for Providing Additional Packet Mode Bearer Services*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [83] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.150: *B-ISDN Asynchronous Transfer Mode Functional Characteristics*, International Telecommunication Union, Geneva, 1992.
- [84] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.210: Principles of telecommunication services supported by an ISDN and the means to describe them. *Blue Book Fascicle III.7*, International Telecommunication Union, Geneva, 1989.
- [85] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.211: *B-ISDN Service Aspects*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [86] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.233: *Frame Mode Bearer Services*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [87] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.311: *B-ISDN General Network Aspects*, International Telecommunication Union, Geneva, 1992.
- [88] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.321: *B-ISDN Protocol Reference Model and its Application*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [89] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.327: *B-ISDN Functional Architecture*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.
- [90] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.361: *B-ISDN ATM Layer Specification*, International Telecommunication Union, Geneva, 1992.
- [91] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.362: *B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) Functional Description*, International Telecommunication Union, Geneva, 1992.
- [92] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.363: *B-ISDN ATM Adaptation Layer (AAL) Specification, Temporary Document 60*, International Telecommunication Union, Geneva, January 1993.
- [93] ITU-TSS, DRAFT RECOMMENDATION I.364: *Support of Broadband Connectionless Data Service on B-ISDN*, International Telecommunication Union, Geneva, March 1994.
- [94] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.371: *Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN, Temporary Document 51*, International Telecommunication Union, Geneva, November 1994.
- [95] ITU-TSS, I.371 LIVING LIST: *Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN*, International Telecommunication Union, Geneva, November 1994.
- [96] ITU-TSS, RECOMMENDATION I.432: *B-ISDN User-Network Interface - Physical Layer Specification*, International Telecommunication Union, Geneva, 1991.

- [97] ITU-TSS, RECOMMENDATION Q.922: *ISDN Data Link Layer Specification for Frame Mode Bearer Services*, International Telecommunication Union, Geneva, 1992.
- [98] ITU-TSS, 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 circuits. *Blue Book Fascicle VIII.2*, International Telecommunication Union, Geneva, 1989.
- [99] ITU-TSS, RECOMMENDATION X.28: DTE/DCE interface for a start-stop mode data terminal equipment accessing the packet assembly/disassembly facility (PAD) in a public data network situated in the same country. *Blue Book Fascicle VIII.2*, International Telecommunication Union, Geneva, 1989.
- [100] ITU-TSS, RECOMMENDATION X.75: Packet-switched signalling system between public networks providing data transmission services. *Blue Book Fascicle VIII.3*, International Telecommunication Union, Geneva, 1989.
- [101] V. JACOBSON: Congestion avoidance and control. *Proceedings of the ACM SIGCOMM '88*, Stanford, August 1988, pp. 314-329.
- [102] R. JAIN, S. A. ROUTHIER: Packet trains - measurements and a new model for computer network traffic. *IEEE JSAC*, vol. 4, no. 6, September 1986, pp. 986-995.
- [103] D. G. KENDALL: Stochastic processes occurring in the theory of queues and their analysis by the method of the embedded Markov chain. *Annals of Mathematical Statistics* 24, 1953, pp. 338-354.
- [104] L. KLEINROCK: *Queueing systems*, John Wiley and Sons, New York, 1975.
- [105] H. KRÖNER, G. HÉBUTERNE, P. BOYER, A. GRAVEY: Priority management in ATM switching nodes. *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 3, April 1991, pp. 418-427.
- [106] H. KRÖNER, T. THEIMER, U. BRIEM: Queueing models for ATM systems - a comparison. *Proceedings of 7th ITC Seminar*, Morristown, October 1990.
- [107] H. KRÖNER: Statistical multiplexing of sporadic sources - exact and approximate performance analysis. *Proceedings of the 13th ITC*, Copenhagen, June 1991, pp. 787-793.
- [108] H. KRÖNER: *Verkehrssteuerung in ATM-Netzen - Verfahren und verkehrstheoretische Analysen zur Zellpriorisierung und Verbindungsannahme*, Dissertationsschrift, Universität Stuttgart, Stuttgart 1995.
- [109] P. J. KÜHN: *Nachrichtenvermittlung I*, Vorlesungsskript, IND, Universität Stuttgart, Stuttgart, 1993.
- [110] P. J. KÜHN: *Nachrichtenvermittlung II*, Vorlesungsskript, IND, Universität Stuttgart, Stuttgart, 1986.

- [111] P. J. KÜHN: *Nachrichtenvermittlung II*, Vorlesungsskript, IND, Universität Stuttgart, Stuttgart, 1994.
- [112] P. J. KÜHN: *Wartezeitprobleme der Daten- und Nachrichtenverkehrstheorie*, Vorlesungsskript, IND, Universität Stuttgart, Stuttgart, 1993.
- [113] P. J. KÜHN, T. RAITH, P. TRAN-GIA: Methodik der stationären Systemsimulation (in [113]).
- [114] H. T. KUNG, R. MORRIS: Credit-based flow control for ATM networks. *IEEE Network*, vol. 9, no. 2, March/April 1995, pp. 40-48.
- [115] K. KVOLS, E. VÁZQUEZ: Performance evaluation of a buffered ATM connectionless server. *Proceedings of the 1st International Conference on Local Area Network Interconnection*, Research Triangle Park, October 1993.
- [116] T. V. LANDEGEM, R. PESCHI: Managing a connectionless virtual overlay network on top of an ATM network. *Proceedings of the ICC '91*, Denver, June 1991, pp. 988-992.
- [117] M. LAUBACH: Classical IP and ARP over ATM. *RFC 1577 (Proposed Standard)*, Internet Engineering Task Force, January 1994.
- [118] J. Y. LE BOUDEK, D. A. PITT, H. L. TRUONG: ATM connectionless service using computer networking methods. *Proceedings of the ICC '92*, Genova, 1992, pp. 11-15.
- [119] W. E. LELAND: LAN traffic behavior from milliseconds to days. *Proceedings of the 7th ITC Specialist Seminar*, Morristown, October 1990, paper 6.1.
- [120] W. LELAND, M. TAQQU, W. WILLINGER, D. WILSON: On the self-similar nature of Ethernet traffic. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 2, no. 1, February 1994, pp. 1-15.
- [121] W. E. LELAND, D. V. WILSON: High time-resolution measurement and analysis of LAN traffic: implications for LAN interconnection. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '91*, Bal Harbour, April 1991, pp. 1360-1366.
- [122] MCQUILLAN CONSULTING: *Early Adopters of ATM - A Report to the ATM Forum*, June 1993.
- [123] L. MONGIOVI, M. FARRELL, V. TRECORDI: A proposal for interconnecting FDDI networks through B-ISDN. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '91*, Bal Harbour, April 1991, pp. 1160-1167.
- [124] P. NEWMAN: ATM Local Area Networks. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 3, March 1994, pp. 86-98.
- [125] P. NEWMAN: Traffic management for ATM Local Area Networks. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 8, August 1994, pp. 44-50.

- [126] G. NIESTEGGE: The 'Leaky Bucket' in the ATM (Asynchronous Transfer Mode) network. *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, vol. 3, no. 2, April-June 1990, pp. 187-197.
- [127] I. NORROS, J. T. VIRTAMO: Importance sampling simulation studies on the discrete time  $N \cdot D/D/1$  queueing system. *Proceedings of the 8th Nordic Teletraffic Seminar*, Otnäs, August 1989.
- [128] NTG, NORM 0902: Nachrichtenvermittlungstechnik, Begriffe. *Nachrichtentechnische Zeitschrift*, Band 33, Heft 7, S. 505-512 und Heft 8, S. 565-575.
- [129] H. OHNISHI, T. OKADA, K. NOGUCHI: Flow control schemes and delay/loss tradeoff in ATM networks. *IEEE JSAC*, vol. 6, no. 9, December 1988, pp. 1609-1616.
- [130] A. K. PAREKH, R. G. GALLAGER: A generalized processor sharing approach to flow control and integrated services networks: the single node case. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '92*, Florence, May 1992, pp. 915-924.
- [131] K. PAWLIKOWSKI: Steady-state simulation of queueing processes: a survey of problems and solutions. *ACM Computing Surveys*, vol. 22, no. 2, June 1990, pp. 123-170.
- [132] V. PAXSON: Empirically derived analytic models of wide-area TCP connections. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 2, no. 4, August 1994, pp. 316-336.
- [133] V. PAXSON: Growth trends in wide-area TCP connections. *IEEE Network*, vol. 8, no. 4, July/August 1994, pp. 8-17.
- [134] V. PAXSON, S. FLOYD: Wide-area traffic: the failure of Poisson modelling. *Proceedings of SIGCOMM '94*, London, August/September 1994, pp. 257-268.
- [135] J. B. POSTEL: Internet Protocol. *RFC 791*, Internet Engineering Task Force, September 1981.
- [136] J. B. POSTEL: Transmission Control Protocol. *RFC 793*, Internet Engineering Task Force, September 1981.
- [137] K. K. RAMAKRISHNAN, R. JAIN: A binary feedback scheme for congestion avoidance in computer networks. *ACM Transactions on Computer Systems*, vol. 8, no. 2, May 1990, pp. 158-181.
- [138] E. P. RATHGEB: *Verkehrsflüsse in ATM-Netzen - Modellierung und Analyse von Verkehrsquellen und Quellflußkontrollverfahren*, Dissertationsschrift, Universität Stuttgart, Stuttgart 1991.
- [139] E. P. RATHGEB: Policing of realistic VBR video traffic - a case study. *Proceedings of the IFIP Workshop on Broadband Communications*, Estoril, January 1992, pp. 267-280.



- [140] G. RIGOLIO, L. FRATTA: Input rate regulation and bandwidth assignment in ATM networks: an integrated approach. *Proceedings of the 13th ITC*, Copenhagen, June 1991, pp. 141-146.
- [141] J. W. ROBERTS: Traffic control in the B-ISDN. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 25, no. 10, May 1993, pp. 1055-1064.
- [142] J. W. ROBERTS: Variable-bit-rate traffic control in B-ISDN. *IEEE Communications Magazine*, vol. 29, no. 9, September 1991, pp. 50-56.
- [143] J. W. ROBERTS: Virtual spacing for flexible traffic control. *International Journal on Communication Systems*, vol. 7, December 1994, pp. 307-318.
- [144] J. W. ROBERTS, B. BENSOU, Y. CANETTI: A traffic control framework for high speed data transmission. *Proceedings of IFIP TC 6 Workshop on Modelling and Performance Evaluation of ATM Technology*, La Martinique, January 1993, paper 6.1.
- [145] J. W. ROBERTS, F. GUILLEMIN: Jitter in ATM networks and its impact on peak rate enforcement. *Performance Evaluation*, vol. 16, nos. 1-3, November 1992, pp. 35-48.
- [146] L. ROBERTS, T. MACDONALD, G. BERNSTEIN: Fast select virtual circuit routing for B-ISDN networks. *Proceedings of the XIV ISS*, Yokohama, October 1992, pp. 219-223.
- [147] A. ROMANOV, S. FLOYD: Dynamics of TCP traffic over ATM networks. *IEEE JSAC*, vol. 13, no. 4, May, pp. 633-641.
- [148] H. SAITO, K. KAWASHIMA, K. SATO: Traffic control technologies in ATM networks. *IEICE Transactions*, vol. E 74, no. 4, April 1991, pp. 761-771.
- [149] K. SÄLLBERG, B. STAVENOW, I. ANDERSEN: A resource allocation framework in B-ISDN. *Proceedings of the XIII ISS*, vol. I, Stockholm, May 1990, pp. 111-118.
- [150] K. SATO, S. OHTA, I. TOKIZAWA: Broad-band ATM network architecture based on virtual paths. *IEEE Transactions on Communications*, vol. 38, no. 8, August 1990, pp. 1212-1222.
- [151] W. SCHÖDL: *Kopplung von DQDB-Regionalnetzen mit ATM-Weitverkehrsnetzen: Architektur, Steuerstrategien und Leistungsverhalten*, Dissertationsschrift, Universität Stuttgart, Stuttgart 1994.
- [152] W. SCHÖDL, U. BRIEM, H. KRÖNER, T. THEIMER: Bandwidth allocation mechanism for LAN/MAN interworking with an ATM network. *Computer Communications*, vol. 16, no. 2, February 1993, pp. 93-99.
- [153] F. SCHREIBER, C. GÖRG: Rare event simulation: a modified RESTART method using the LRE algorithm. *Proceedings of the 14th ITC*, Antibes Juan-les-Pins, June 1994, pp. 787-796.
- [154] J. F. SHOCH, J. A. HUPP: Measured performance of an Ethernet local network. *Communications of the ACM*, vol. 23, no. 12, December 1980, pp. 711-721.

- [155] SIEMENS: Intermediate report on architecture, traffic and performance. *RACE 2118 (BRAVE) Deliverable R2118/SIE/W13/DS/P/008/b1*, September 1994.
- [156] SMDS INTEREST GROUP: *Protocol Interface Specification for Implementation of SMDS over an ATM-based Public UNI, Document SIG-TS-008/1994*, revision 1.0, May 1994.
- [157] R. SLOSIAR: MAN Interconnection Study. *RACE 1022 Document ASCOM\_123\_691-CD\_CC*, February 1992.
- [158] H. SUZUKI, F. A. TOBAGI: Fast bandwidth reservation scheme with multi-link & multi-path routing in ATM networks. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '92*, Florence, May 1992, pp. 2233-2240.
- [159] J. STIEB, L. GRIEBL: Datex-M – schon ATM-kompatibel. *Telekom Praxis*, Band 70, Heft 12, Dezember 1993, S. 19-22.
- [160] A. S. TANENBAUM: *Computer Networks*, 2nd edition, Prentice Hall, Englewood Cliffs, 1989.
- [161] T. H. THEIMER: *Vergleichende Untersuchungen an ATM-Koppelnetzstrukturen*, Dissertationsschrift, Universität Stuttgart, Stuttgart 1994.
- [162] Y. THERASSE, G. H. PETIT, M. DELVAUX: VLSI architecture of an SMDS/ATM router. *Annals of Telecommunications*, T. 48, no. 3-4, March-April 1993, pp. 113-140.
- [163] E. TIRTAATMADJA, R. A. PALMER: The application of virtual paths to the interconnection of IEEE 802.6 Metropolitan Area Networks. *Proceedings of the XIII ISS*, vol. 2, Stockholm, May-June 1990, pp. 133-137.
- [164] I. TOKIZAWA, K. SATO: Broadband transport techniques based on virtual paths. *Proceedings of the IEEE GLOBECOM '90*, San Diego, December 1990, pp. 1269-1273.
- [165] H. L. TRUONG, W. W. ELLINGTON, J.-Y. LE BOUDEC, A. X. MEIER: LAN Emulation on an ATM network. *IEEE Communications Magazine*, vol. 33, no. 5, May 1995, pp. 70-85.
- [166] J. S. TURNER: Managing bandwidth in ATM networks with bursty traffic. *IEEE Network*, vol. 6, no. 5, September 1992, pp. 50-58.
- [167] J. S. TURNER: New directions in communications (or which way to the information age?). *Proceedings of the 1986 International Zurich Seminar on Digital Communications*, Zurich, March 1986, pp. 25-32.
- [168] K. TUTUFOR: On admission control and policing in an ATM based network. *Proceedings of the 7th ITC Specialist Seminar*, Morristown, October 1990, paper 5.4.
- [169] H. R. VAN AS: Media access techniques: the evolution towards terabit/s LANs and MANs. *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 26, no. 6-8, March 1994, pp. 603-656.

- [170] M. VILLEN-ALTAMIRANO, J. VILLEN-ALTAMIRANO: RESTART: a method for accelerating rare event simulation. *Proceedings of the 13th ITC*, vol. on queueing performance and control in ATM, Copenhagen, June 1991, pp. 71-76.
- [171] B. J. VICKERS, T. SUDA: Connectionless Service for public ATM networks. *IEEE Communications Magazine*, vol. 32, no. 8, August 1994, pp. 34-42.
- [172] R. VOGT, U. KILLAT, J. OTTENSMEYER, M. RÜMEKASTEN: A concept for interconnecting DQDB MANs through ATM-based B-ISDN and related issues with respect to simulation. *Proceedings of the 1st International Symposium on Interworking*, Bern, November 1992.
- [173] M. WALCH, A. WOLISZ, R. RUPPELT: Connection management in a LAN to Broadband-ISDN gateway: a simulation study. *Proceedings of the ICC '91*, Denver, June 1991, pp. 1671-1675.
- [174] E. WALLMEIER, C. M. HAUBER: Blocking probabilities in ATM pipes controlled by a connection acceptance algorithm based on mean and peak bit rates. *Proceedings of the 13th ITC*, vol. on queueing, performance and control in ATM, Copenhagen, June 1991, pp. 137-142.
- [175] E. WALLMEIER, T. WORSTER: The spacing policer, an algorithm for efficient peak bit rate control in ATM networks. *Proceedings of the XIV ISS*, vol. 2, Yokohama, October 1992, pp. 22-26.
- [176] S. M. WALTERS, M. AHMED: Broadband virtual private networks and their evolution. *Proceedings of the XIV ISS*, vol. 2, Yokohama, October 1992, pp. 86-90.
- [177] M. WENAS, M. THEYS: Provision of the broadband connectionless data bearer service in N-ISDN. *Proceedings of IFIP TC 6 Workshop on Broadband Communications*, Paris, March 1994.
- [178] T. WORSTER, W. FISCHER, S. DAVIS, A. HAYTER: Buffering and flow control for statistical multiplexing in an ATM switch. *Proceedings of the XV ISS*, vol. 1, Berlin, April 1995, pp. 273-277.
- [179] K. YAMAZAKI, Y. IKEDA: Connectionless cell switching schemes for Broadband ISDN. *Proceedings of the XIII ISS*, vol. 6, Stockholm, May-June 1990, pp. 5-10.
- [180] N. YIN, M. G. HLUCHYJ: On closed-loop rate control for ATM cell relay networks. *Proceedings of the IEEE INFOCOM '94*, Toronto, June 1994, pp. 99-108.
- [181] T. YOKOTANI, T. SHIKAMA: The buffering strategies in CLSFs and their performance. *Proceedings of the 5th IEEE Workshop on Metropolitan Area Networks*, Taormina, May 1992.
- [182] T. G. ZERBIEC: Considering the past and anticipating the future for privat data networks. *IEEE Communications Magazine*, vol. 30, no. 3, March 1992, pp. 36-46.

## Anhang A

# Berechnung verschiedener Größen bei schneller Bitratenreservierung

### A.1 Negativ-exponentiell verteilte Pausendauer

Nach Bild 5.2 setzt sich die Reservierungsdauer  $T_{res}$  wie folgt zusammen:

$$T_{res} = T_U + T_{b,h} + N_{b,s,res}(T_{b,h} + T_U + T_{b,s,B|T_{b,s,B} < T_H}) + T_U + T_H. \quad (\text{A.1})$$

Hierbei bezeichnen  $N_{b,s,res}$  die Zufallsvariable für die Anzahl vollständiger Pausendauern innerhalb einer Reservierungsphase und  $T_{b,s,B|T_{b,s,B} < T_H}$  die Zufallsvariable für die Pausendauer bedingt darauf, daß sie kleiner ist als die Haltezeit  $T_H$ . Ferner berücksichtigt die obige Gleichung, daß die Bündelübertragungsdauer  $T_{b,üt}$  der Aktivitätsdauer  $T_{b,h}$  einer Datenquelle entspricht, da die reservierte Bitrate im ATM-Netzknoten den Wert  $r_b$  besitzt.

Zur Berechnung der mittleren Reservierungsdauer  $t_{res}$  wird zunächst die Wahrscheinlichkeit benötigt, daß innerhalb der konstanten Haltezeit  $t_H$  eine weitere Anforderung derselben Quelle für die Übermittlung eines Datenbündels eintrifft. Diese Wahrscheinlichkeit ergibt sich aus der Verteilungsdichtefunktion der Pausendauer  $f_{b,s,B}(t)$  zu

$$P(T_{b,s,B} < T_H) = \int_0^{t_H} f_{b,s,B}(t) dt = F_{b,s,B}(t_H) = 1 - e^{-\frac{t_H}{T_{b,s,B}}}. \quad (\text{A.2})$$

Ferner ist die Anzahl der vollständigen Pausendauern innerhalb einer Reservierungsphase geometrisch verteilt und besitzt den Mittelwert

$$n_{b,s,res} = \sum_{\kappa=0}^{\infty} \kappa \cdot P(T_{b,s,B} < T_H)^\kappa \cdot (1 - P(T_{b,s,B} < T_H)) = \frac{P(T_{b,s,B} < T_H)}{1 - P(T_{b,s,B} < T_H)} \quad (\text{A.3})$$

$$= e^{\frac{t_H}{T_{b,s,B}}} - 1. \quad (\text{A.4})$$

Die mittlere Anzahl von Datenbüschelübermittlungen pro Reservierungsphase bestimmt sich somit zu

$$n_{b,h,res} = n_{b,s,res} + 1 = e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}}. \quad (\text{A.5})$$

Die Pausendauern  $T_{b,s,B}$  innerhalb einer Reservierungsphase müssen kürzer als die Haltezeit  $T_H$  sein. Aus dieser Bedingung ergibt sich für den Mittelwert der Zufallsvariablen  $T_{b,s,B}|T_{b,s,B} < T_H$ :

$$t_{b,s,B}|T_{b,s,B} < T_H = \frac{\int_0^{t_H} t \cdot f_{b,s,B}(t) dt}{F_{b,s,B}(t_H)} \quad (\text{A.6})$$

$$= \frac{t_{b,s,B} \cdot \left( 1 - \left( 1 + \frac{t_H}{t_{b,s,B}} \right) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B}}} \right)}{1 - e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B}}}}. \quad (\text{A.7})$$

Mit Hilfe der Rechenvorschriften für unabhängige Zufallsvariablen bestimmt sich die mittlere Reservierungsdauer  $t_{res}$  aus den Gleichungen A.1, A.4 und A.7 schließlich zu

$$t_{res} = t_U + t_{b,h} + n_{b,s,res} \cdot (t_U + t_{b,h} + t_{b,s,B}|T_{b,s,B} < T_H) + t_U + t_H \quad (\text{A.8})$$

$$= t_U \cdot \left( e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}} + 1 \right) + t_{b,s,B} \cdot \left( e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}} - 1 \right) + t_{b,h} \cdot e^{\frac{t_H}{t_{b,s,B}}}. \quad (\text{A.9})$$

## A.2 Hyperexponentiell verteilte Pausendauer

Entspricht die Verteilung der Pausendauer  $T_{b,s,B}$  einer hyperexponentiellen Verteilung 2. Ordnung (vgl. Abschnitt 4.1.4) mit der Verteilungsfunktion

$$F_{b,s,B}(t) = 1 - p_{H_2} \cdot e^{-\frac{t}{t_{b,s,B,1}}} - (1 - p_{H_2}) \cdot e^{-\frac{t}{t_{b,s,B,2}}}, \quad (\text{A.10})$$

so berechnet sich die mittlere Anzahl und die mittlere Dauer der vollständigen Pausen innerhalb einer Reservierungsphase mit Hilfe der Gleichungen A.3 und A.6 zu

$$n_{b,s,res} = \frac{1}{p_{H_2} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} + (1 - p_{H_2}) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}} - 1}, \quad (\text{A.11})$$

$$t_{b,s,B}|T_{b,s,B} < T_H = \frac{p_{H_2} \cdot t_{b,s,B,1} \cdot \left( 1 - \left( 1 + \frac{t_H}{t_{b,s,B,1}} \right) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} \right)}{1 - p_{H_2} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} - (1 - p_{H_2}) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}}} + \frac{(1 - p_{H_2}) \cdot t_{b,s,B,2} \cdot \left( 1 - \left( 1 + \frac{t_H}{t_{b,s,B,2}} \right) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}} \right)}{1 - p_{H_2} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} - (1 - p_{H_2}) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}}}. \quad (\text{A.12})$$

Da die hyperexponentielle Verteilung nicht die Eigenschaft der Gedächtnisfreiheit besitzt, muß die Zeitspanne  $T_{b,s}^*$  vom Ablauf des Haltezeit-Timers bis zum Beginn der darauffolgenden Reservierung mit Hilfe der allg. Beziehung  $T_{b,s}^* = T_{b,s,B|T_{b,s,B} > T_H} - T_H$  berechnet werden. Ihr Mittelwert  $t_{b,s}^*$  bestimmt sich demnach zu

$$\begin{aligned}
 t_{b,s}^* &= t_{b,s,B|T_{b,s,B} > T_H} - t_H = \frac{\int_{t_H}^{\infty} t \cdot f_{b,s,B}(t) dt}{1 - F_{b,s,B}(t_H)} - t_H \\
 &= \frac{p_{H_2} \cdot t_{b,s,B,1} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} + (1 - p_{H_2}) \cdot t_{b,s,B,2} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}}}{p_{H_2} \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,1}}} + (1 - p_{H_2}) \cdot e^{-\frac{t_H}{t_{b,s,B,2}}}}. \tag{A.13}
 \end{aligned}$$

Für die Analyse wird angenommen, daß die Zeitspanne  $T_{b,s}^*$  negativ-exponentiell verteilt ist.

## Anhang B

# Berechnung verschiedener Größen bei schneller Pufferreservierung

### B.1 Mittlere Übertragungsdauer eines Datenbüschels im sendenden Netzzugangssystem bei idealer Übermittlung im ATM-Netz

Bei der schnellen Pufferreservierung begrenzt der in Abschnitt 2.1.6 beschriebene Fenstermechanismus den Datenfluß von den sendenden Netzzugangssystemen ins ATM-Netz. Für den idealen Fall, daß bei der Übermittlung der ATM-Zellen nur vernachlässigbar kleine Wartezeiten in den Zellpuffern auftreten (ideale Übermittlung), läßt sich die mittlere Übertragungsdauer  $t_{b,\ddot{u}t,ideal}$  eines Datenbüschels im sendenden Netzzugangssystem aus der maximalen Fenstergröße  $W$  berechnen, sofern innerhalb des Netzzugangssystems immer Daten zur Übertragung anstehen<sup>1</sup>. Der Wert von  $t_{b,\ddot{u}t,ideal}$  entspricht in diesem Fall auch der mittleren Büschelübertragungsdauer in der Ausgangseinheit der ATM-Vermittlungsstelle.

Zur Berechnung von  $t_{b,\ddot{u}t,ideal}$  muß folgendes berücksichtigt werden: Bis zur Übertragung der maximalen Fenstergröße  $W$  ist die Senderate nur durch die Linkbitrate  $C_L$  begrenzt. Danach muß das sendende Netzzugangssystem erst auf Quittungen warten, bevor es mit der Übertragung weiterer Zellen fortfahren kann. Die mittlere Bitrate innerhalb der folgenden Zeitintervalle der Dauer  $t_U$  ergibt sich somit zu  $W/t_U \cdot 424$  Bits/Zelle. Da dieser Wert gemäß der für die Analyse gemachten Annahmen der ankommenden Datenbüschelbitrate  $r_b$  entspricht, bestimmt sich der minimale (ideale) Wert der mittleren Übertragungsdauer zu

$$t_{b,\ddot{u}t,ideal} = \int_0^\infty f_{b,h}(t) \cdot \left( \lfloor \frac{t}{t_U} \rfloor \cdot t_U + \left( t - \lfloor \frac{t}{t_U} \rfloor \cdot t_U \right) \cdot \frac{C_L}{r_b} \right) \cdot dt. \quad (B.1)$$

<sup>1</sup>Dies ist hier gewährleistet, da die Ankunftsrate der Zellen innerhalb des ankommenden Datenbüschels dem Wert  $\frac{W}{t_U}$  entsprechen

Daraus resultiert ein maximaler (idealer) Wert für die mittlere Datenbüschelübertragungsrates von

$$r_{b,\ddot{u}t,ideal} = r_b \cdot \frac{t_{b,h}}{t_{b,\ddot{u}t,ideal}} > r_b. \quad (B.2)$$

## B.2 Enderaten der Datenbüschelübertragungen in der ATM-Vermittlungsstelle

Für die Enderaten  $\varepsilon_{\ddot{u}t}(l)$  der jeweils ersten von momentan  $l$  parallel stattfindenden Datenbüschelübertragungen innerhalb der ATM-Vermittlungsstelle sei angenommen, daß die Übertragungsdauer  $T_{b,\ddot{u}t,ideal}$  ebenso wie die Büscheldauer  $T_{b,h}$  negativ-exponentiell verteilt ist. Findet lediglich eine Datenbüschelübertragung auf der betrachteten Ausgangsleitung statt, so ist die Enderate dieser Übertragung aus der Sicht der ATM-Vermittlungsstelle durch

$$\varepsilon_{\ddot{u}t}(1) = \frac{1}{t_{b,\ddot{u}t,ideal}} \quad (B.3)$$

gegeben. Bei  $l$  parallel stattfindenden Datenbüschelübertragungen ist die Enderate  $\varepsilon_{\ddot{u}t}(l)$  proportional zu  $l$ , jedoch nur solange die Summe der einzelnen Datenbüschelübertragungsrates die Bitrate des abgehenden Übertragungsabschnitts nicht übersteigt. In diesem Fall ändert sich die Enderate bei zunehmender Anzahl  $l$  nicht mehr, d. h.

$$\varepsilon_{\ddot{u}t}(l) = \begin{cases} \frac{l}{t_{b,\ddot{u}t,ideal}} & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} \leq C_L \\ \frac{C_L}{r_{b,\ddot{u}t,ideal} \cdot t_{b,\ddot{u}t,ideal}} & \text{für } l \cdot r_{b,\ddot{u}t,ideal} > C_L. \end{cases} \quad (B.4)$$