

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung  
der Universität Stuttgart  
Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

Institute of Communications Switching and Data Technics  
University of Stuttgart  
Prof. Dr.-Ing. P. Kühn

## **41. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten**

## **41st Report on Studies in Congestion Theory**

Architektur und Verkehrsleistung  
eines lokalen Netzes mit Busstruktur  
und einem kollisionsarmen Vielfach-Zugriffsprotokoll

Architecture and Performance of a Local Area Network  
with Bus Structure Operating under a  
Multi-Access-Protocol with Low Collision Probability

von  
Wikhard Kiesel

by  
Wikhard Kiesel

© 1987 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung Universität Stuttgart

Druck: Kurz & Co.

ISBN 3-922403-51-4

## ABSTRACT

This report deals with the architecture and the performance of a Local Area Network (LAN), consisting of a commonly used serial transmission medium (bus) and stations which provide the access to the network.

These access stations are subdivided into two parts, the network access controllers (NAC) and the channel access modules (CAM). The CAM is dedicated to the operating of the multi-access protocol CSMA-CD-DP (carrier sense multiple access with collision detection and dynamic priorities). This protocol qualifies for different user or system requirements, e. g. priorities, or nonsymmetrical load situations, and combines the advantages of reservation and contention protocols. The NAC provides functions of the higher protocol layers, like connection establishment, packetization/depacketization of data, or flow control.

For economic use of the Local Area Network and the functions of the access stations, end systems are connected to the network via the access stations in a clustered manner.

### Chapter 1: Introduction

After a short introduction, considering general aspects of data communication based on Local Area Networks, a definition of Local Area Networks is given. The second part of this chapter presents a survey of the objectives and an outline of the contents of this report.

### Chapter 2: Basic Concepts and Techniques of Local Area Networks

The mechanisms of packet switching, data flow control and transmission error recognition are described in brief. The basic principles of layered protocol architectures are presented, followed by a short description of the ISO-reference model for open

systems interconnection including the extensions of the logical link control layer and the network layer for Local Area Networks. In the next parts of this chapter the basic structures of Local Area Networks, the different transmission media and some aspects of transmission technique, like base band transmission, broadband technique and channel coding are briefly explained. The different access protocols used in local area networks are classified, the most important ones, Token Passing and CSMA/CD are described in more detail and the performance of both protocols is compared to each other.

### Chapter 3: The Multi Access Protocol CSMA-CD-DP

Starting with the requirements of the access protocol, the specification of the protocol is outlined in detail. The protocol is operating in two different modes: In the idle state, the transmission channel is considered to be in the contention mode. After beginning of a transmission the transmission channel is changing to the reservation mode. Channel arbitration after a successful completed transmission is resolved by deterministic staggered delays; at any time, each access station owns a distinct transmission delay which is changed after every successful transmission by broadcasted acknowledgements. To provide static priorities, fair protocol behaviour in case of nonsymmetrical load situations or priority driven grouping of access stations, different changing modes of the transmission delays are used.

Slight extensions of the protocol lead to overload control schemes at sending and receiving access stations. Additional mechanisms to protect the network against failures, for example missing acknowledgements or nondetected data frames, and to compute the actual number of active access stations are incorporated in the protocol.

A modification of the distribution of the transmission delays allows the adding of new access stations to a running network without use of a master station. A first performance comparison of the CSMA-CD-DP-protocol to the Token Passing- und the CSMA/CD-protocol concludes this chapter.

#### **Chapter 4: Implementation of the Local Area Network**

First, the topology of the network will be described, derived from the requirements of the Local Area Network. The structure of the data units (frames, packets, acknowledgements) are defined in detail and a timing diagram of connection establishment, data transfer and disconnection is developed.

The structure of the CAM is characterized by two independent data paths for sending and receiving direction, respectively, each including a double buffer for the speed adjustment between transmission channel and NAC. The control functions for the access protocol are performed by a bitslice processor, because the short cycle time for computing the different control signals within the CAM has to be in the range of the bit time of the transmission medium.

The NAC is based on a modularized microprocessor structure which is complemented by different interface modules (serial and parallel ports) for connecting the different end systems. The software structure is characterized by a flexible load dependent and priority based operating scheme for the different processes (tasks).

Based on the twofolded structure of the access stations a relay station for connecting two different Local Area Networks is developed. The relay functions are implemented on the same microprocessor structure as used in the NAC. The access to the different LAN's is provided by two different CAM's.

#### **Chapter 5: Performance Analysis of the Local Area Network**

The performance analysis considers the different aspects of the multi-access protocol, the structure of the CAM and the operating mode of the microprocessor based NAC.

The first part of the chapter presents the various techniques used to analyse the different parts of the network: the multi-access protocol, the channel access module and the network access controller. The results about the multi-access protocol, obtained by extensive simulation studies, show the influence of the different changing modes of the staggered transmission delays in terms of waiting time and col-

lision probabilities under different load patterns. In the same way, the behaviour of the overload control mechanism and the influence of station priorities is derived.

An approximate analytic analysis of the protocol is restricted to Poisson arrivals and symmetrical load, due to the complexity of the protocol. The idea behind this analysis is to reduce the complex model to a M/G/1-model with state-dependent service time, substituting the detailed state description vector by a state variable, which defines the number of waiting frames in the system left behind by a departing frame. The service time is determined by the minimum of all individual transmission delays of those stations which own at least one waiting data frame. Results of this approximate analysis in comparison to simulation results are useful in that range of parameters for which the new protocol is recommended.

Further analysis gives an insight into the behaviour of the channel access module under bidirectional traffic and allows the dimensioning of the buffer capacities within the CAM.

The analysis of the NAC is aimed at an optimization of the operating mode of the NAC-processor which is based on noninterrupting priorities. The NAC-model consists of four server phases, two for sending and receiving direction, respectively. In each direction, the requests are fed back from the first server phase to the second server phase. The analysis yields the optimized priority schedulings for the server phases and shows the influence of service time distributions, mean service times and buffer allocation on the performance of the NAC.

#### **Chapter 6: Measurements in the Local Area Network**

To verify the analysis of the network, a concept for measurements is developed, consisting of two parts, the load generator and the measurement station.

For both parts, the realization is described in detail in terms of logical process structure, software structure and hardware structure. The exemplary measurements of the collision probability for two different load situations confirm the analysis of the access protocol.

<u>Inhaltsverzeichnis</u>			
Literaturverzeichnis	v		
Liste der Abkürzungen	xvi		
Liste der Fachwörter	xxiv		
1. EINLEITUNG	1		
1.1 Allgemeine Betrachtungen zur innerbetrieblichen Datenkommunikation	1		
1.2 Lokale Netze - eine Definition	3		
1.3 Überblick über die Arbeit			
2. GRUNDLAGEN UND TECHNIK LOKALER NETZE	8		
2.1 Grundlegende Prinzipien	8		
2.1.1 Paketvermittlung	8		
2.1.2 Datenflußsteuerung	9		
2.1.3 Fehlersicherung	11		
2.2 Architektur und Protokolle offener Kommunikationssysteme	13		
2.2.1 Allgemeine Prinzipien der Kommunikationsarchitektur	13		
2.2.2 Das ISO-Referenzmodell	19		
2.2.3 Erweiterungen des Referenzmodells für Lokale Netze	23		
2.2.3.1 Erweiterungen der Sicherungsschicht	24		
2.2.3.2 Ergänzungen der Vermittlungsschicht	26		
2.3 Topologische Strukturen Lokaler Netze	30		
2.4 Übertragungsmedien	32		
2.5 Aspekte der Übertragungstechnik	33		
2.5.1 Basisbandtechnik	33		
2.5.2 Breitbandtechnik	34		
2.5.3 Leitungskodierung	34		
2.6 Zugriffsprotokolle Lokaler Netze	35		
2.6.1 Klassifizierung der Zugriffsprotokolle	35		
2.6.2 Token Passing	38		
2.6.3 CSMA-CD	41		
2.6.4 Prinzipieller Leistungsvergleich der Zugriffsprotokolle			43
2.7 Standardisierungen für Lokale Netze			44
3. DAS ZUGRIFFSPROTOKOLL CSMA-CD-DP			47
3.1 Anforderungen an das Zugriffsprotokoll			47
3.2 Spezifikation des Zugriffsprotokolls			48
3.2.1 Spezifikation aus Sicht des gemeinsamen Übertragungskanal			50
3.2.2 Spezifikation aus Sicht einer Zugriffs-Station			52
3.3 Vergabeverfahren für Sendeberechtigungen			60
3.3.1 Statische Prioritäten			60
3.3.2 Komplementäres Vergabeverfahren			61
3.3.3 Reversibel-zyklisches Vergabeverfahren			62
3.3.4 Bildung von Zugriffs-Stationenklassen			62
3.3.5 Zusammenfassung der Zugriffsverfahren			63
3.4 Überlastkontrolle			64
3.4.1 Sender-Überlastkontrolle			65
3.4.2 Empfänger-Überlastkontrolle			65
3.5 Rundsendeverkehr			66
3.6 Sicherungsmechanismen gegen Fehler im Protokoll-Ablauf			68
3.7 Ermittlung der Anzahl aktiver Stationen			74
3.8 Zuschalten einer neuen Station			77
3.9 Leistungsvergleich mit CSMA-Cd und Token-Passing			79
3.10 Zusammenfassung			81
4. IMPLEMENTIERUNG DES LOKALEN NETZES			82
4.1 Struktur des Lokalen Netzes			82
4.1.1 Anforderungen an das Lokale Netz			82
4.1.2 Topologie des Lokalen Netzes			84
4.1.3 Rahmen- und Paketformate			85
4.1.4 Verbindungsablauf			89
4.2 Kanalzugriffseinheit (KZE)			89
4.2.1 Prozeß-Struktur der Kanalzugriffseinheit			89
4.2.2 Hardware-Struktur			92

4.3	Netzzugangseinheit (NZE)	98
4.3.1	Prozeß-Struktur der Netzzugangseinheit	98
4.3.2	Hardware-Struktur	101
4.3.3	Software-Struktur	103
4.4	Kopplung Lokaler Netze	105
4.4.1	Strukturelle und funktionelle Alternativen	105
4.4.2	Realisierung einer Relaisstation	106
4.4.3	Prozeß-Struktur der Kopplungseinheit	109
4.4.4	Hardware-Struktur der Kopplungseinheit	109
4.4.5	Software-Struktur der Kopplungseinheit	110
4.5	Zusammenfassung	111
5.	VERKEHRSTHEORETISCHE LEISTUNGSUNTERSUCHUNGEN DES LOKALEN NETZES	113
5.1	Modellbildung und Analysemethoden	113
5.1.1	Verkehrstheoretische Modellbildung	114
5.1.1.1	Struktur des Verkehrsmodells	114
5.1.1.2	Organisation des Verkehrsmodells	116
5.1.1.3	Verkehrsgeschehen	118
5.1.2	Charakteristische Verkehrsgrößen	120
5.1.3	Analytische Methoden zur Untersuchung verkehrstheoretischer Modelle	123
5.1.3.1	Analyse Markoffscher Prozesse	123
5.1.3.2	Numerische Methodik zur Lösung verkehrstheoretischer Modelle mit Markoffschen Prozessen	128
5.1.3.3	Momentenmethode	130
5.1.4	Verkehrssimulation	131
5.1.5	Messungen	134
5.1.6	Dekomposition und Aggregierung	135
5.2	Leistungsuntersuchungen des Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP	136
5.2.1	Modellbildung	136
5.2.2	Ergebnisse	138
5.2.2.1	Symmetrische Lastaufteilung	140
5.2.2.2	Unsymmetrische Lastaufteilung	146
5.2.2.3	Überlastkontrolle	148

5.2.2.4	Bildung von Stationsklassen	154
5.2.2.5	Gruppenankünfte	158
5.2.3	Analytische Untersuchung des Zugriffsprotokolls	160
5.2.4	Bewertung der Ergebnisse	166
5.3	Leistungsuntersuchungen der Anschluß-Station	167
5.3.1	Analyse der Kanalzugriffseinheit	167
5.3.1.1	Optimierung der Zwischenspeicher	167
5.3.1.2	Systemeinfluß	175
5.3.1.3	Verhalten bei bidirektionalem Verkehr	178
5.3.1.4	Zusammenfassung	181
5.3.2	Analyse der Netzzugangseinheit	182
5.3.2.1	Modellbildung	182
5.3.2.2	Untersuchungen und Ergebnisse	184
5.3.2.3	Bewertung und Zusammenfassung	202
6.	MESSUNGEN IM LOKALEN NETZ	203
6.1	Meßkonzept	203
6.2	Lastgenerator	206
6.2.1	Prozeß-Struktur des Lastgenerators	207
6.2.2	Hardware-Struktur	209
6.2.3	Software-Struktur	212
6.3	Meßstation	
6.3.1	Prozeß-Struktur der Meßstation	213
6.3.2	Hardware-Struktur	215
6.3.3	Software-Struktur	217
6.4	Beispiel einer Messung	218
6.5	Zusammenfassung	222
7.	ZUSAMMENFASSUNG	223
ANHANG 1:	Zugriffsverfahren	226
ANHANG 2:	Mittlere Wartezeiten des Prozessormodells der Netzzugangseinheit ohne interne Verbindungen	236
ANHANG 3:	Mittlere Wartezeiten des Prozessormodells der Netzzugangseinheit mit internen Verbindungen	242

Literaturverzeichnis

- /1/ ISO: ISO/TC 97/SC 6, Definition of Local Area Networks.  
Doc. N2704, October 1982.
- /2/ ECMA: Local Area Networks Layers 1 to 4, Architecture  
and Protocols.  
Technical Report TR 14, September 1982.
- /3/ P. Schnupp: Rechnernetze: Entwurf und Realisierung.  
Walter de Gruyter, Berlin/New York, 1978.
- /4/ A.S. Tanenbaum: Computer Networks.  
Prentice-Hall, Englewood Cliffs, 1981.
- /5/ J. Swoboda: Kodierung zur Fehlerkorrektur und  
Fehlererkennung.  
R. Oldenbourg Verlag, München, 1973.
- /6/ DIN/ISO: Kommunikation offener Systeme,  
Basis-Referenzmodell.  
Norm-Entwurf, Mai 1982.  
Information Processing Systems - Open Systems  
Interconnection - Basic Reference Model,  
International Standard IS 7498, October 1983.
- /7/ H. Zimmermann: OSI Reference Model - The ISO Model  
of Architecture for Open Systems Interconnection.  
IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-28,  
No. 4, April 1980, pp. 425-432.
- /8/ P.J. Kühn: Vorlesung Nachrichtenvermittlung,  
Rechner- und Datenkommunikation.  
Universität Stuttgart 1984.
- /9/ ECMA: Network Layer Principles.  
Technical Report TR 13, September 1982.
- /10/ ISO: ISO/TC 97/SC 16, Information Processing Systems -  
Open Systems Interconnection - Addendum to the Basic  
Reference Model covering Connectionless Data Transmission.  
Draft Proposal DP 8524, December 1983.
- /11/ IEEE: Local Area Network Standards, IEEE Standard 802.2,  
Logical Link Control.  
Draft D, November 1982.
- /12/ R. Popescu-Zeletin: Network Interconnections -  
An Architectural Reference Model.  
GI/NTG-Fachtagung "Kommunikation in verteilten Systemen",  
Karlsruhe, März 1985, Informatik-Fachberichte Band 95,  
S. 338-353, Springer-Verlag Berlin, New York.
- /13/ ECMA: Local Area Networks Interworking Units for  
Distributed Systems.  
Technical Report TR 21, March 1984.
- /14/ K. Görden, H. Koch, G. Schulze: Grundlagen der  
Kommunikationstechnologie.  
Springer Verlag, Berlin, New York, 1985.
- /15/ J. Eberspächer: Optisches Lokales Netz für Sprache  
und Daten.  
Telematika '84, Stuttgart, Juni 1984, S. 224-234.
- /16/ D. Heger: Klassifizierung und Leistungsbewertung  
von Bussystemen.  
NTG/GI-Fachtagung "Struktur und Betrieb von Rechensystemen",  
Ulm, März 1982, NTG-Fachberichte Band 80, S. 165-180,  
VDE-Verlag, Berlin.

- /17/ A. Sauer: Einsatz eines Lichtwellenleiter-Bussystems in einer verteilten Multimikroprozessorstruktur. Siemens Forschungs- und Entwicklungsberichte, Bd. 9, Nr. 1, Januar 1980, S. 32-37.
- /18/ W. Stallings: Local Networks. Computing Surveys, Vol. 16, No. 1, March 1984, pp. 3-41.
- /19/ H. Meyr, H. Bouten, H. Müller, U. Bapst: Manchester Coding with Predistortion: An Efficient and Simple Transmission Technique in Local Digital Networks. IEEE National Telecommunication Conference, Houston, December 1980, paper A.4.2.
- /20/ F.A. Tobagi: Multiaccess Protocols in Packet Communication Systems. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-28, No. 4, April 1980, pp. 468-488.
- /21/ K.J. Thurber, H.A. Freeman: Local Computer Networks - A Tutorial. IEEE Computer Society Press, Los Alamitos, 1981.
- /22/ E.C. Luczak: Local Bus Computer Communications Techniques. Computer Networking Symposium, Boston, May 1978, pp. 58-71.
- /23/ R.J. Cypser: Communications Architecture for Distributed Systems. Addison-Wesley, New York, 1978.
- /24/ F.A. Tobagi, L. Kleinrock: Packet Switching in Radio Channels: Part III - Polling and (Dynamic) Split-Channel Reservation Multiple Access. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-24, No. 8, August 1976, pp. 832-844.

- /25/ L.W. Hansen, M. Schwartz: An Assigned-Slot Listen-before-Transmission Protocol for a Multiaccess Data Channel. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-27, No. 6, June 1979, pp. 846-857.
- /26/ E. Rothauser, D. Wild: MLMA: A Collision-free Multiaccess Method. IFIP Congress 1977, pp. 431-436, North-Holland, Amsterdam, New York.
- /27/ CCITT: Functional Specification and Description Language (SDL). Red Book, Recommendations Z.101 - Z.104, Geneva 1985.
- /28/ H. Walze: Kommunikation in Verteilten Prozess-automatisierungssystemen - realzeitspezifische Anforderungen und Lösungsmerkmale. GI/NTG-Fachtagung, "Kommunikation in verteilten Systemen" Berlin, Januar 1983, Informatik-Fachberichte Band 60, S. 658-670, Springer-Verlag Berlin, New York.
- /29/ W. Bux, F. Closs, P.A. Janson, K. Kümmerle, H.R. Müller, E.H. Rothauser: A Local-Area Communication Network Based on a Reliable Token-Ring System. In-depth Symposium on Local Computer Networks, Florenz, April 1982, pp. 69-83, North Holland, Amsterdam, New York.
- /30/ N. Abramson: The ALOHA System. Computer Communication Networks, Prentice-Hall, New York 1973.
- /31/ L. Kleinrock, F.A. Tobagi: Packet Switching in Radio Channels: Part I - Carrier Sense Multiple Access Modes and Their Throughput-Delay Characteristics. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-23, No. 12, December 1975, pp. 1400-1416.



- /32/ A. Agrawala: Analysis of an Ethernet-Like Protocol. Computer Networking Symposium, National Bureau of Standards, Gaithersburg, December 1977, pp. 104-111.
- /33/ R. Metcalfe, D. Boggs: ETHERNET: Distributed Packet Switching for Local Computer Networks. Communications of the ACM, Vol. 19, No. 7, July 1976, pp. 395-404.
- /34/ J. Pierce: How far can Data Loops go ? IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-20, No. 6, June 1972, pp. 527-530.
- /35/ M. Wilkes, D. Wheeler: The Cambridge Digital Communication Ring. Local Area Communication Network Symposium, Boston, May 1979, pp. 47-61.
- /36/ M.T. Liu: Distributed Loop Computer Networks. Advances in Computers, Academic Press, New York 1978.
- /37/ W. Bux: Local-Area Subnetworks: A Performance Comparison. IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-29, No. 10, October 1981, pp. 1465-1473.
- /38/ D. Heger: Zur Klassifizierung, theoretischen Beschreibung und Bewertung lokaler Daten-Sammelleitungen. Fortschrittsberichte der VDI Zeitschriften, Reihe 10: Angewandte Informatik, Nr. 24, VDI-Verlag Düsseldorf, 1983.
- /39/ IEEE: Local Area Network Standards, IEEE Standard 802.3, CSMA/CD Access Method and Physical Layer Specifications. Draft D, September 1982.
- /40/ ECMA: Local Area Networks, CSMA/CD Baseband, ECMA-80: Coaxcable System, ECMA-81: Physical Layer, ECMA-82: Link Layer. März 1984.
- /41/ ISO: ISO/TC97/SC6, Local Area Network Standard, CSMA/CD Bus System. Draft International Standard, DIS 8802/3, October 1984.
- /42/ IEEE: Local Area Network Standards, IEEE Standard 802.4, Token Passing Bus Access Method and Physical Layer Specification. Draft D, December 1982.
- /43/ ECMA: Local Area Networks, ECMA-90: Token Bus Technique. September 1983.
- /44/ ISO: ISO/TC97/SC6, Local Area Network Standard, Token Passing Bus System. Draft International Standard, DIS 8802/4, October 1984.
- /45/ IEEE: Local Area Network Standards, IEEE Standard 802.5, Token Passing Ring Method and Physical Layer Specification. ANSI/IEEE Standard, April 1985.
- /46/ ECMA: Local Area Networks, ECMA-89: Token Ring Technique. March 1985.
- /47/ ISO: ISO/TC97/SC6, Local Area Network Standard, Token Passing Ring System. Draft International Standard, DIS 8802/5, October 1984.
- /48/ ISO: ISO/TC97/SC6, Local Area Network Standard, Slotted Ring System. Draft Proposal, DP 8802/6, October 1984.

- /49/ ANSI: American National Standard Institute,  
FDDI Token Ring Media Access Control.  
Draft Proposal, March 1985.
- /50/ ISO: ISO/TC97/SC6, Local Area Network Standard,  
Logical Link Control.  
Draft International Standard, DIS 8802/2, October 1984.
- /51/ CCITT: CCITT-Recommendation X.25.  
Yellow Book, Geneva 1981.
- /52/ ISO: ISO/TC97, Network Service Definition.  
Draft International Standard, DIS 8348, April 1984.
- /53/ DIN/ISO: Kommunikation offener Systeme, Spezifikation der  
verbindungsorientierten Protokolle der Transportschicht.  
Norm-Entwurf, April 1984.  
Information Processing Systems - Open Systems Inter-  
connection - Connection Oriented Transport Protocol  
Specification.  
Draft International Standard DIS 8073, November 1983.
- /54/ O. Spaniol: Analysis and Performance Evaluation of  
HYPER-channel Access Protocols.  
Performance Evaluation, Vol. 1, No. 3, October 1981,  
pp. 170-179.
- /55/ W. Bux: Analysis of a Local-Area Bus System with  
Controlled Access.  
"Performance of Data Communication Systems and their  
Applications", Paris, September 1981, pp. 11-22,  
North Holland, Amsterdam, New York.

- /56/ D. Baum, B. Butscher: Hierarchische Netze -  
Integrationsproblematik LAN-WAN.  
GI/NTG-Fachtagung "Kommunikation in verteilten Systemem",  
Karlsruhe, März 1985, S. 195-241 (Tutoriumsband).
- /57/ J.D.C. Little: A Proof of the Queuing Formula  $L = \lambda W$ .  
Operations Research, Vol. 9, No. 3, May 1961, pp. 383-387.
- /58/ L. Kleinrock: Queueing Systems,  
Vol. I: Theory, Vol. II: Computer Applications.  
Wiley & Sons, New York, 1975/1976.
- /59/ D. Gross, C.M. Harris: Fundamentals of Queueing Theory.  
Wiley & Sons, New York, 1974.
- /60/ L. Takacs: Introduction to the Theory of Queues.  
Oxford University Press, New York, 1962.
- /61/ R.B. Cooper: Introduction to Queueing Theory.  
North Holland, Amsterdam, New York, 1981.
- /62/ H. Kobayashi: Modelling and Analysis. An Introduction  
to System Performance Evaluation.  
Addison-Wesley Publication Company, Reading/Mass., 1978.
- /63/ D.R. Cox: Renewal Theory.  
Methuen & Co., London 1962.
- /64/ W. Bux, U. Herzog: The Phase-Concept: Approximation of  
Measured Data and Performance Analysis.  
International Symposium on Computer Performance Modeling,  
Measurement and Evaluation, Yorktown Heights, August 1977,  
pp. 23-38, North Holland, Amsterdam, New York.

- /65/ W. Bux: Single Server Queues with General Interarrival and Phase-Type Service Time Distributions - Computational Algorithms.  
9th International Teletraffic Congress, Torremolinos, October 1979, paper no. 413.
- /66/ U. Herzog: Verkehrsfluß in Datennetzen.  
Habilitationsschrift, Universität Stuttgart, 1973.
- /67/ A. Cobham: Priority Assignment in Waiting Line Problems.  
Operations Research, Vol. 2, No. 1, January 1954,  
pp. 70-76.
- /68/ L. Kosten: Simulation in Traffic Theory.  
6th International Teletraffic Congress, München, 1970,  
paper no. 411.
- /69/ G. Dietrich, R. Salade: Subcall-Type Control Simulation of SPC Switching Systems.  
Electrical Communication, Vol. 52, No. 3, March 1977,  
pp. 54-61.
- /70/ D.L. Iglehart, G.S. Shedler: Regenerative Simulation of Response Times in Networks of Queues.  
Lecture Notes in Control and Information Sciences,  
Band 26, Springer-Verlag, Berlin, New York, 1980.
- /71/ P.J. Kühn: Analyse zufallsabhängiger Prozesse in Systemen zur Nachrichtenvermittlung und Nachrichtenverarbeitung.  
Habilitationsschrift, Universität Stuttgart, 1981.
- /72/ A.M. Law, W.D. Kelton: Simulation Modeling and Analysis.  
McGraw-Hill Book Company, New York, 1982.

- /73/ P. Tran-Gia: Überlastprobleme in rechnergesteuerten Fernsprechvermittlungssystemen - Modellbildung und Analyse.  
Dissertation, Universität Siegen, 1982.
- /74/ U. Herzog, L. Woo, K.M. Chandy: Solution of Queueing Problems by a Recursive Technique.  
IBM Journal of Research and Development, Vol. 19, No. 3, May 1975, pp. 295-300.
- /75/ P.J. Kühn: Approximate Analysis of General Queueing Networks by Decomposition.  
IEEE Transactions on Communications, Vol. COM-27, No. 1, January 1979, pp. 113-126.
- /76/ P.J. Kuehn: Modelling of New Services in Computer and Communication Networks.  
International Seminar on Computer Networking and Performance Evaluation, Tokyo, September 1985, paper 7-1.
- /77/ W.M. Kiesel, P.J. Kuehn: CSMA-CD-DR: A New Multi-Access Protocol for Distributed Systems.  
IEEE National Telecommunication Conference, New Orleans, November 1981, paper A2.4.
- /78/ U. Herzog: Priority Models for Communication Processors Including System Overhead.  
8th International Teletraffic Congress, Melbourne, November 1976, paper no. 623.
- /79/ W. Törnig: Numerische Mathematik für Ingenieure und Physiker.  
Springer Verlag, Berlin New York, 1979.

Übersichtsliteratur

- /1/ G. Anderson, E. Jensen: Computer Interconnection Structures Taxonomy, Characteristics and Examples, ACM Computing Surveys, Vol. 7, No. 4, December 1975, pp. 197-213,
- /2/ IEEE: IEEE Selected Areas of Communication, Special Issue Local Area Networks, Vol. SAC-1, No. 5, November 1983
- /3/ IEEE: Communications Magazine: Architectures of Local Area Networks, Vol. 22, No. 8, August 1984
- /4/ D.D. Clark, K.T. Pograd, D.P. Reed: An Introduction to Local Area Networks, Proceedings of IEEE, Vol. 66, No. 11, November 1978, pp. 1497-1517.
- /5/ D.W. Davis, D.L. Barber, W.L. Price: Computer Networks and Their Protocols, John Wiley & Sons, New York, 1979.
- /6/ K. Kümmerle, M. Reiser: Local Area Communication Networks - An Overview, Journal of Telecommunication Networks, Vol. 1, No. 4, 1982, pp. 31-40.
- /7/ B.K. Penney, A.A. Baghdadi: A Survey of Computer Communication Loop Networks - Part 1 and 2, Computer Communications, Vol. 2, 1979, pp. 165-180 and pp. 224-241.
- /8/ O. Spaniol: Konzepte und Bewertungsmethoden für Lokale Rechnernetze, Informatik-Spektrum, Heft 5, Oktober 1982, S. 152-170.

Liste der Abkürzungen

a	mittlerer Ankunftsabstand
A(t)	zeitabhängiger Ankunftsprozeß
ANSI	American National Standardization Institute
ASCII	American Standard Coding for Information Interchanging
B	Verlustwahrscheinlichkeit
BE	Bedienungseinheit
d	Ausdehnung eines Lokalen Netzes (Länge des Übertragungskanal)
D	deterministischer Prozeß (konstante Ankunftsabstände/Bedienungszeiten)
D	mittlerer Durchsatz
ECMA	European Computer Manufacturer Association
ESS	Endgeräte-Schnittstelle
E <sub>k</sub>	Erlang-Prozeß k-ter Ordnung (Erlang-verteilte Ankunftsabstände/Bedienungszeiten)
E[L <sub>R</sub> ]	mittlere Rahmenlänge
E[T <sub>f</sub> ]	mittlere Durchlaufzeit einer Anforderung

$E[T_w]$	mittlere Wartezeit eines Daten-Rahmens bis zur Übertragung
$E[T_w]_{\text{gew}}$	gewichtete mittlere Wartezeit aller Daten-Rahmen bis zur Übertragung bezogen auf alle Stationen
$E[T_T(i)]$	mittlere Übertragungszeit eines Daten-Rahmens einer Station i
$E[T_T]$	mittlere Übertragungszeit eines Daten-Rahmens (symmetrisches Verkehrsmodell)
$E[T_{\text{Gruppe}}]$	mittlere Gesamtübertragungszeit einer Datenmenge durch eine Gruppe von Daten-Rahmen
$E[T_{\text{SV}}(kl)]$	mittlere Sendeverzögerungszeit einer Zugriffsstations-Klasse kl
$E[X]$	mittlere Systembelastung
$f(t)$	allgemeine Verteilungsdichtefunktion
$f(t x)$	allgemeine bedingte Verteilungsdichtefunktion
$F(t)$	allgemeine Verteilungsfunktion
$F(t x)$	allgemeine bedingte Verteilungsfunktion
FIFO	Warteschlangen-Abfertigungsstrategie (first-in, first-out)
$g(k)$	Verteilungsfunktion der Gruppengröße
$G_A$	allgemeiner Ankunftsprozeß (general)

$G_H$	allgemeiner Bedienungsprozeß (general)
h	mittlere Belegungsdauer einer Bedienungseinheit
$H_k$	Prozeß mit hyperexponentiell-verteilten Ankunftsabständen/Bedienungszeiten k-ter Ordnung
$H(t)$	zeitabhängiger Bedienungsprozeß
IEEE	The Institute of Electrical and Electronic Engineers
ISDN	Integrated Services Digital Network
ISO	International Organisation of Standardization
K	Zufallsvariable der Gruppengröße
KZE	Kanalzugriffseinheit
k	Anzahl der Anforderungen in einer Gruppe
kl	Stationsklasse
LIFO	Warteschlangen-Abfertigungsstrategie (last-in, first-out)
M	Moduluswert der Datenflußsteuerung
M	Markoffscher Prozeß (Negativ-exponentiell-verteilte Ankunftsabstände/Bedienungszeiten)
n	Anzahl der Bedienungseinheiten eines Verkehrsmodells

(N)	allgemeine Bezeichnung einer Funktionsschicht
N	Anzahl Anschluß-Stationen in einem Lokalen Netz
N(kl)	Anzahl Anschluß-Stationen in einer Stationsklasse kl
NT	Anzahl Teiltests in einer Simulation
NZE	Netzzugangseinheit
N <sub>neu</sub>	Anzahl Zugriffstationen in einem Lokalen Netz nach Zuschalten einer weiteren Station
OSI	Open Systems Interconnection
p	persistente-Wahrscheinlichkeit in CSMA-Protokollen
P <sub>B</sub>	Blockierungswahrscheinlichkeit
P <sub>ij</sub> (s,u)	Übergangswahrscheinlichkeit vom Zustand i zum Zustand j im Zeitintervall t <sub>s,u</sub>
P <sub>int</sub>	Wahrscheinlichkeit für cluster-interne Verbindungen
P <sub>Koll</sub>	Kollisionswahrscheinlichkeit
PABX	Private Automatic Branch Exchange
<u>P</u> <sup>(i)</sup>	Vektor der Zustandswahrscheinlichkeiten zum Zeitpunkt t <sub>i</sub>
P <sub>i</sub>	Priorität einer Bedienungsphase i

P <sub>j</sub> (t)	zeitabhängige Zustandswahrscheinlichkeit
P <sub>j</sub>	stationäre Zustandswahrscheinlichkeit
P <sub>j</sub> <sup>(0)</sup>	Anfangsverteilung der Zustandswahrscheinlichkeiten
P <sub>j</sub> <sup>(i)</sup>	Verteilung der Zustandswahrscheinlichkeiten im i-ten Iterationsschritt
P(S)	Sendefolgennummer der Paketfolgesicherung
P(R)	Empfangsfolgennummer der Paketfolgesicherung
q	Anzahl der Quellen eines Verkehrsmodells
q <sub>j</sub> (u)	zeitabhängige
q <sub>i</sub> (s)	Übergangswahrscheinlichkeitsdichten
q <sub>kj</sub> (u)	
q <sub>ik</sub> (s)	
q <sub>kj</sub>	stationäre Übergangswahrscheinlichkeitsdichten
Q <sub>1</sub>	oberer Schwellwert bei Sender-Überlastkontrolle im CSMA-CD-DP-Protokoll
Q <sub>2</sub>	unterer Schwellwert bei Sender-Überlastkontrolle im CSMA-CD-DP-Protokoll
RANDOM	Warteschlangen-Abfertigungsstrategie (zufällige Entnahme)
s	Anzahl der Warteplätze in einer Warteschlange
SDL	Functional Specification and Description Language

$t_n$	Betrachtungszeitpunkt eines stochastischen Prozesses
$t_{s,u}$	Zeitintervall bei Betrachtung eines stochastischen Prozesses
$t_w$	mittlere Wartezeit einer Anforderung in einer Warteschlange, bezogen auf alle wartenden Anforderungen
$T_A$	Zufallsvariable der Ankunftsabstände (Inter-Arrival Time)
$T_H$	Zufallsvariable der Bedienungsdauern (Holding Time)
$T_{koll}$	maximales Zeitfenster für Kollisionen im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_{lauf}$	maximale Laufzeit im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_{SV}$	Sendeverzögerungszeit
$T_{SV,akt}$	aktuelle Sendeverzögerungszeit im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_{SV,init}$	Initialisierungswert der Sendeverzögerungszeit im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_{SV}(kl,i)$	Sendeverzögerungszeit einer Station $i$ in einer Stationsklasse $kl$
$T_{SV,1}(i)$	erste Sendeverzögerungszeit einer Station $i$ bei komplementärer Vergabe der Sendeberechtigungen im CSMA-CD-DP-Protokoll

$T_{SV,2}(i)$	zweite Sendeverzögerungszeit einer Station $i$ bei komplementärer Vergabe der Sendeberechtigungen im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_q(i)$	Sendezeitpunkt für eine Quittung einer Station $i$ bei einer Rundsendenachricht im CSMA-CD-DP-Protokoll
$T_T(i)$	Übertragungszeit für einen Daten-Rahmen einer Station $i$
$T_{quitt}$	Übertragungszeit für eine Quittung
$T_{paket}$	Übertragungszeit für Paketierungsaufwand (Overhead)
$T_0$	Länge einer Zeitscheibe im CSMA-CD-DP-Protokoll
$v_p$	Ausbreitungsgeschwindigkeit (Propagation)
$v_T$	Übertragungsgeschwindigkeit (Transmission)
$V(S)$	Sendefolgevariable
$V(R)$	Empfangsfolgevariable
$w$	mittlere Wartezeit einer Anforderung in einer Warteschlange, bezogen auf alle eintreffenden Anforderungen
$W$	Fenstergröße der Datenflußsteuerung
$WS$	Warteschlange, Wechselspeicher
$[x]$	Kennzeichnung eines Gruppenankunftsprozesses
$x_n$	Zustand eines stochastischen Prozesses

$X_{akt}(i)$	aktuelle Anzahl Zeitscheiben $T_0$ zur Berechnung der Sendeverzögerungszeit $T_{SV}$ einer Station $i$ im CSMA-CD-DP-Protokoll
$X_k(v)$	Menge aller Zustände eines stochastischen Prozesses zum Zeitpunkt $v$
$X(t)$	allgemeiner zeitkontinuierlicher stochastischer Prozeß
$Z$	Zustandsraum eines stochastischen Prozesses
$z$	gleichverteilte Pseudo-Zufallszahl
$\epsilon$	Rate/Quelle in einem Verkehrsmodell
$\lambda$	Gesamtrate einer Gruppe von Quellen in einem Verkehrsmodell
$\mu$	mittlere Bedienungsrate
$\Omega$	mittlere Wartebelastung
$\rho$	mittlere Auslastung (Belastung) einer Bedienungseinheit
$g(i)$	Angebot einer Station $i$
$\omega$	Relaxationsfaktor
$\delta$	Differenz zweier aufeinanderfolgender Iterationsschritte

Liste der Fachwörter

Anwendungsdienst	application service
Anwendungsprozeß	application process
Aufteilen	segmenting
Bitübertragungsdienst	physical service
Bitübertragungsprotokoll	physical protocol
Bitübertragungsschicht	physical layer
Blocken	blocking
Darstellungsdienst	presentation service
Darstellungsprotokoll	presentation protocol
Darstellungsschicht	presentation layer
Dienst-Dateneinheit	service data unit
Dienstbenutzer	service user
Diensterbringer	service provider
Dienstprimitiv	service primitive
Dienstzugangspunkt	service access point
Dienstzugangspunktadresse	service access point address
Durchschaltvermittlung	circuit switching
Endsystem	end system
Endsystemadresse	network address
Endsystemverbindung	network connection
Entblocken	deblocking
Fehlerbehebung	error recovery
gesicherte Systemverbindung	data link connection
Instanz	entity
Kennung	identifier
Kommunikationssteuerungsdienst	session service
Kommunikationssteuerungsschicht	session layer
Leitungsvermittlung	circuit switching
Paketvermittlung	packet switching
Partnerinstanz	peer entity
Protokoll-Dateneinheit	protocol data unit
Quittung	acknowledgement



Relais	relay
Sequentialisieren	sequencing
Sicherungsdienst	data link service
Sicherungsschicht	data link layer
Teildienst	facility
Teilnehmeradresse	transport address
Teilnehmerverbindung	transport connection
Teilnetz	subnetwork
Teilschicht	sublayer
Transitsystem	relay system
Transportdienst	transport service
Transportprotokoll	transport protocol
Transportschicht	transport layer
Trennen	seperation
ungesicherte Systemverbindung	physical connection
Verarbeitungsinstanz	application entity
Verarbeitungsprotokoll	application protocol
Verarbeitungsschicht	application layer
Verbindung	connection
Verbindungsaufspaltung	splitting
Verbindungsendpunkt-Kennung	connection endpoint identifier
Vereinigen	reassembling
Verketteten	concatenation
Vermittlungsdienst	network service
Vermittlungsprotokoll	network protocol
Vermittlungsschicht	network layer
Wegewahl	routing



## 1. Einleitung

### 1.1 Allgemeine Betrachtungen zur innerbetrieblichen Daten- kommunikation

Die Fortschritte in der Mikroelektronik, insbesondere bei den Prozessoren und Speichern, und die fallenden Kosten für Hardware und Software erlauben in zunehmendem Maße den benutzernahen Einsatz von Rechnerleistung. Dieser Trend führt insbesondere im innerbetrieblichen Bereich zu einer wachsenden Spezialisierung der Rechner auf einzelne Funktionen sowie zu einem zunehmendem Einsatz von intelligenten Datenendgeräten und Arbeitsplatzsystemen (Personal Computer, Workstations).

In der Bürokommunikation werden zum Beispiel Textverarbeitungssysteme oder graphische Systeme eingesetzt, um bislang papiergebundene Arbeitsvorgänge aus den Bereichen Entwicklung, Konstruktion, Dokumentation, Planung und Abrechnung mehr und mehr rechnerunterstützt durchzuführen. Eine ähnliche Entwicklung läßt sich auch im Produktionsbereich feststellen, wo in steigendem Maße hochautomatisierte flexible Fertigungssysteme eingesetzt werden. Diese Systeme sind aufgebaut aus Fertigungsleitrechnern und rechnergesteuerten Fertigungsautomaten und erlauben es, auf unterschiedlichste Produktionsanforderungen schnell zu reagieren.

Die mit dieser Entwicklung einhergehende dezentralere Organisation und Abwicklung von Projekten und die wachsende Intelligenz und Anzahl der Endsysteme führen zu einem erhöhten Bedarf an Kommunikation zwischen den einzelnen Systemen. Dieses ist zur Erfüllung einer gemeinsamen Aufgabe in der Notwendigkeit eines Datenaustausches zwischen den Systemen selbst begründet, andererseits werden Systeme, die aus wirtschaftlichen Gründen weiterhin zentral angeordnet bleiben, wie Großrechner, Massenspeicher oder qualitativ hochwertige Ein-/Ausgabesysteme, in steigendem Maße gemeinsam genutzt werden.

Zur Erfüllung dieses Bedarfs ist ein schnelles, zuverlässiges und flexibles Kommunikationssystem erforderlich, welches die folgenden Anforderungen unterstützt:

- Kopplung unabhängiger heterogener Endgeräte mit unterschiedlicher Intelligenz und von verschiedenen Herstellern,
- Integration der verschiedenen Informationsarten (Daten, Text, Bild) in einem Transportsystem,
- Bereitstellung eines Vermittlungsdienstes für die angeschlossenen Endgeräte,
- Gemeinsame Nutzung von Hardware, Software und Dienstleistungen (resource sharing),
- Bereitstellung von Übergängen in öffentliche Netze mit ihren Diensten,
- Berücksichtigung bestehender Organisationsstrukturen,
- Flexible Anpassung an Änderungen und Erweiterungen sowohl bezüglich der Netzkonfiguration (Endgeräte), als auch bezüglich der Organisationsstrukturen.

Ein Kommunikationssystem, welches insbesondere die erste Anforderung erfüllt, wird auch als offenes Kommunikationssystem bezeichnet.

Die klassische Lösung für die innerbetriebliche Kommunikation, die gekennzeichnet ist durch zentral angeordnete Rechner und sternförmig angeschlossene Terminals, erfüllt nur noch bedingt diese Anforderungen. Deshalb sind immer häufiger dezentrale Lösungen anzutreffen, die unter dem Begriff Lokale Netze zusammengefaßt werden.

## 1.2 Lokale Netze - eine Definition

Zu den lokalen Netzen im allgemeinen Sinn werden zwei verschiedene Arten gerechnet, die schnellen paketvermittelnden Inhouse-Netze oder Lokalen Netze im engeren Sinne (Local Area Networks) und die durchschaltvermittelnden digitalen Nebenstellenanlagen (PABX). Diese Nebenstellenanlagen werden nach der Einführung des diensteintegrierten digitalen Netzes ISDN (Integrated Services Digital Network) eine noch größere Bedeutung erlangen, da sie neben der Sprachkommunikation auch die Datenkommunikation auf der Basis von 64 kbit/s-Kanälen unterstützen und somit eine Alternative für die Kommunikation digitaler Endgeräte darstellen. Zur Abgrenzung der Leistungsfähigkeit Lokaler Netze werden diese Nebenstellenanlagen kurz betrachtet, doch soll in dieser Arbeit nur auf die Lokalen Netze im engeren Sinne eingegangen werden, welche wie folgt definiert sind /1, 2/:

" A Local Area Network is a network used for bitserial communication of information between interconnected, independent devices and is completely under user jurisdiction and is limited to being within an user's premises."

" Ein Lokales Netz ist ein Netz für die bitserielle Übertragung von Information zwischen untereinander verbundenen unabhängigen Geräten. Es unterliegt vollständig der Zuständigkeit des Anwenders und ist auf dessen Grundstück beschränkt."

Diese sehr allgemeine Definition bedarf zur näheren Erläuterung einiger Ergänzungen:

Der Begriff "Geräte" umfaßt jedes System, das in beliebiger Form Information erfaßt, sammelt oder verarbeitet. Neben Rechnern, Terminals und Ein-/Ausgabegeräten für Text und Graphik sind damit auch intelligente Sensoren und Steuerungen, aber auch die Übergangseinrichtungen (Gateways) zu anderen Netzen gemeint.

Die verschiedenen Informationsarten wie Daten, Text, Graphik, Sprache, können in Lokalen Netzen integriert werden; die Netze sind weitestgehend frei von den Dienstleistungsbegrenzungen der öffentlichen Fernnetze.

Lokale Netze sind Kommunikationssysteme für ein räumlich eng eingegrenztes Gebiet (Gebäude, Campus, Produktionsanlage) und sind im Besitz und Gebrauch einer einzelnen Organisation. Ihre Ausdehnung liegt im Bereich von wenigen hundert Metern bis zu einigen Kilometern. Sie weisen eine mittlere bis hohe Datenübertragungsrate (1 - 100 Mbit/s) und eine Bitfehlerrate von  $10^{-8}$  -  $10^{-9}$  auf und unterscheiden sich dadurch deutlich von den öffentlichen Fernnetzen.

Lokale Netze sind gegenüber Multi-Prozessor-Systemen durch den Grad der Kopplung klar abgrenzbar: Multi-Prozessor-Systeme sind eng gekoppelt, das heißt, sie unterliegen zumindest teilweise einer zentralen Ablaufkontrolle, besitzen einen gemeinsamen Speicherbereich und integrieren die Kommunikationsfunktionen voll in den Anwendungsablauf. Demgegenüber sind Lokale Netze Basis einer losen Kopplung von Geräten, welche im allgemeinen über eigene Speicher, Prozessoren und Betriebssysteme verfügen; die Kommunikation zwischen diesen lose gekoppelten Systemen erfolgt durch den Austausch von Botschaften oder Meldungen.

Eine Abgrenzung von Lokalen Netzen gegenüber Nebenstellenanlagen ist anhand der Übertragungsgeschwindigkeit und der Ausdehnung nicht klar durchführbar; hinsichtlich der Zuteilung der Übertragungskapazität gibt es jedoch einen prinzipiellen Unterschied: In Lokalen Netzen wird die Zuteilung nicht von einer zentralen Steuerung, sondern dezentral durch Einrichtungen durchgeführt, die jedem Endgerät zugeordnet sind. Eine sendende Station kann für eine gewisse begrenzte Zeit die gesamte verfügbare Übertragungskapazität beanspruchen.

Lokale Netze sind weiterhin gekennzeichnet durch die gemeinsame Nutzung eines topologisch unterschiedlich ausgeprägten Übertragungsmediums durch alle Endgeräte (siehe Bild 1.1). Der Zugang zu öffentlichen Netzen wird durch Übergangseinrichtungen (Gateways) hergestellt. Die Endgeräte und die Übergangseinrichtungen sind über Anschlußeinheiten mit dem Netz verbunden.

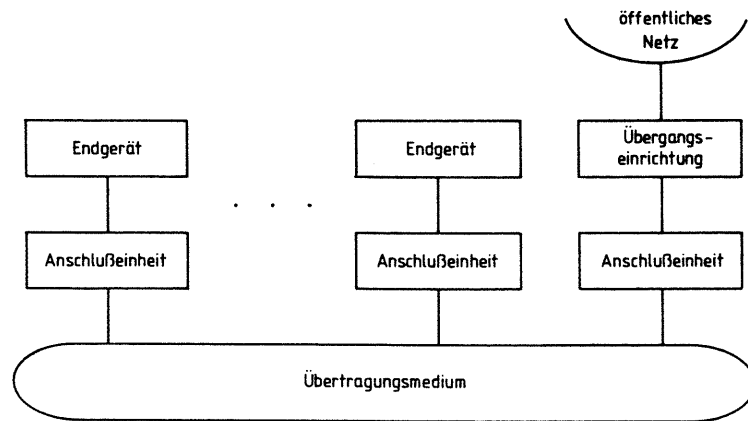


Bild 1.1: Struktur eines Lokalen Netzes

### 1.3 Überblick über die Arbeit

Lokalen Netzen ist in wenigen Jahren der Sprung vom experimentellen Stadium zur kommerziellen Verwertung gelungen. Entsprechend groß war und ist die Fülle theoretischer und praktischer Probleme, die beim Entwurf und der Realisierung Lokaler Netze zu lösen sind.

Diese Probleme betreffen insbesondere

- die Leistungsfähigkeit der verwendeten Protokolle zur Steuerung des Zugriffs auf das gemeinsame Übertragungsmedium (Vielfach-Zugriffsprotokolle),
- die funktionelle Strukturierung der Anschluß-Stationen und die daraus resultierende Realisierung in Hardware und Software,
- die Kopplung unterschiedlicher Lokaler Netze und ihr Anschluß an öffentliche Netze,
- die Gesamt-Leistungsfähigkeit Lokaler Netze unter Berücksichtigung der Struktur der Anschluß-Stationen.

Diese Arbeit definiert und behandelt ein neues Vielfach-Zugriffsprotokoll und untersucht die Struktur von Anschluß-Stationen für Lokale Netze. Sowohl für das Zugriffsprotokoll als auch für die Anschluß-Stationen wird eine Bewertung ihrer Leistungsfähigkeit vorgenommen. In die Untersuchungen fließen die Erkenntnisse aus einer exemplarischen Realisierung eines Lokalen Netzes mit ein. Ziel der Arbeit ist es, durch die Analyse der Einzelkomponenten die Gesamtleistungsfähigkeit des Lokalen Netzes zu beurteilen.

Kapitel 2 gibt einen Überblick über die Grundlagen und die Technik Lokaler Netze. Die Prinzipien der Protokollstrukturierung und das ISO-Architekturmodell sowie die Einbindung Lokaler Netze in diese Kommunikationsarchitektur werden vorgestellt. Die grundlegenden Merkmale Lokaler Netze, wie Topologie, Übertragungsmedium und Zugriffs-Protokolle werden beschrieben; die Zugriffs-Protokolle werden klassifiziert und die wichtigsten Verfahren vorgestellt. Die laufenden Bestrebungen zu Standardisierungen und die bestehenden Normen aus dem Bereich der Lokalen Netze werden kurz erläutert.

Kapitel 3 stellt ein neues Vielfach-Zugriffsprotokoll vor, das die Vorteile zweier bisher verwendeter Protokolle in sich vereinigt. Die an das Protokoll gestellten Anforderungen werden begründet und die Spezifikation im Detail durchgeführt. Die Varianten und Modifikationen des Protokolls zur Anpassung an unterschiedliche Systemvorgaben werden beschrieben.

Im Kapitel 4 wird die Spezifikation und die Realisierung eines Lokalen Netzes beschrieben, welches auf dem in Kapitel 3 vorgestellten Vielfach-Zugriffsprotokoll basiert. Die Struktur des Netzes und der Anschluß-Stationen sowie die Gliederung der Funktionen gemäß dem ISO-Architekturmodell werden definiert. Zur Implementierung des Lokalen Netzes werden die Funktionen auf Hard- und Software-Module aufgeteilt. Die Kopplung zweier Lokaler Netze wird ebenfalls in diesem Kapitel diskutiert und eine Realisierung beschrieben.

Kapitel 5 beschreibt die verkehrstheoretischen Leistungsuntersuchungen des Lokalen Netzes. Die Modellbildung und die verwendeten Untersuchungsmethoden werden dargelegt. In den folgenden Abschnitten werden die einzelnen Komponenten des Lokalen Netzes analysiert. Die Leistungsmerkmale der einzelnen Varianten des Zugriffs-Protokolls und der Komponenten der Anschluß-Stationen, sowie die Einflüsse der verschiedenen Parameter werden in Kurvenform dargestellt und diskutiert.

Kapitel 6 befaßt sich mit Messungen, die in dem Lokalen Netz durchgeführt wurden. Das Meßkonzept sowie die Struktur und die Realisierung der Meßwerkzeuge (Lastgenerator, Meßstation) werden dargestellt. Die Ergebnisse der Messungen im realisierten System werden diskutiert.

Den Abschluß bildet eine Zusammenfassung der wesentlichen Ergebnisse dieser Arbeit.

## 2. Grundlagen und Technik Lokaler Netze

In diesem Kapitel werden einige Prinzipien der Datenübermittlung betrachtet, die Kommunikationsarchitektur offener Systeme erläutert und die technischen Grundlagen Lokaler Netze beschrieben.

### 2.1 Grundlegende Prinzipien

#### 2.1.1 Paketvermittlung

Für die Übermittlung von Daten wird oft das Prinzip der Paketvermittlung angewandt /3, 4/. In diesem Verfahren werden die in digitaler Form vorliegenden Nachrichten in Einheiten mit veränderlicher, aber beschränkter Länge unterteilt. Jede dieser Einheiten wird für den Transfer durch das Netz mit Steuer- und Adressinformationen versehen. Die komplettierten Dateneinheiten (Pakete) werden dem Transportsystem übergeben, welches anhand der Information im Paketkopf die Dateneinheiten abschnittsweise übermittelt und zum Zielpunkt transferiert. Zwischen den Endgeräten besteht somit nur eine Verbindung im logischen Sinne (virtuelle Verbindung).

Die wesentlichen Vorteile dieses Verfahrens gegenüber Systemen mit Durchschaltevermittlung liegen zum einen in der besseren Ausnutzung der Übertragungskapazität und zum anderen in der Multiplexfähigkeit. Nur wenn Daten zu übertragen sind, wird die Übertragungskapazität beansprucht. In den Pausen steht die Übertragungskapazität für andere Übermittlungen zur Verfügung. Das Verfahren ist deshalb dann günstig, wenn eine stark schwankende Intensität in der Datenübermittlung zu beobachten ist (bursty traffic). Beim Multiplexen werden gleichzeitig mehrere virtuelle Verbindungen über einen Übertragungsweg hinweg unterhalten. Durch die Kennzeichnung der einzelnen Pakete mit Adressen oder

Kennungen, ist eine eindeutige Zuordnung der Pakete zu den Verbindungen möglich. Im Gegensatz zur Durchschaltevermittlung erlaubt die blockweise Übermittlung der Nachrichten über einzelne aufeinanderfolgende Abschnitte darüberhinaus eine stärkere Unterstützung durch Protokolle zur Fehlersicherung, Fehlerkorrektur und zur Steuerung des Datenflusses.

### 2.1.2 Datenflußsteuerung

Zur Sicherung des Datentransports und zur Synchronisation von Sender und Empfänger ist eine Datenflußsteuerung unentbehrlich. Die Datenflußsteuerung regelt die ordnungsgemäße Abwicklung von Wiederholungen gefälschter Dateneinheiten, begrenzt die Anzahl der Dateneinheiten einer Verbindung und sichert die Paketreihenfolge. Der Fensterkontroll-Mechanismus ist eine weitverbreitete Methode der Datenflußsteuerung. Zur Regulierung des Datenflusses wird für jede Richtung einer Duplexverbindung eine Fenstergröße festgelegt, die angibt, wieviele Dateneinheiten pro Richtung ohne Quittierung unterwegs sein dürfen.

Für die Flußsteuerung wird bei Sender und Empfänger ein Satz von Steuergrößen eingerichtet. Im wesentlichen besteht dieser aus der Sendefolgevariablen  $V(S)$ , der Empfangsfolgevariablen  $V(R)$ , der Fenstergröße  $W$  und dem Moduluswert  $M$ . Zu Beginn einer Datenübertragung werden die Werte von  $V(S)$  und  $V(R)$  für beide Richtungen auf Null gesetzt. Während der Datenübertragung durchlaufen sie zyklisch den zulässigen Wertebereich zwischen 0 und  $M-1$ . Durch die Werte von  $V(S)$  und  $V(R)$  wird festgestellt, welche Dateneinheiten empfangen werden dürfen, welche zu bestätigen sind, und ob eine neue Dateneinheit gesendet werden darf. Von jeder gesendeten Dateneinheit wird eine Kopie beim Sender gespeichert und nach Erhalt einer positiven Quittung gelöscht.

Die Quittungen werden entweder den Dateneinheiten der Gegenrichtung mitgegeben (piggybacking) oder als spezielle Steuerdateneinheiten gesendet. Mittels der Steuerinformationen teilt der Empfänger mit, ob er weitere Daten aufnehmen kann (RR: receiver ready), oder ob der Datenfluß gestoppt werden soll (RNR: receiver not ready). Die Sende- und Empfangsfolgevariablen werden laufend aktualisiert. Jede Dateneinheit führt zu diesem Zweck eine Sende- und eine Empfangsfolgenummer,  $P(S)$  und  $P(R)$ , mit. In Steuerdateneinheiten wird nur  $P(R)$  übermittelt.

Die Datenflußsteuerung arbeitet nach folgenden Regeln:

- Dateneinheiten dürfen gesendet werden, wenn das Fenster "offen" ist, das heißt, wenn die Bedingung  $V(S) = P(S) < V(R) + W$  erfüllt ist (siehe Bild 2.1).
- Beim Senden einer Dateneinheit wird  $P(S) = V(S)$  und  $P(R) = V(R)$  gesetzt und anschließend  $V(S)$  um 1 erhöht (Modulo  $M$ ).
- Beim Empfang einer Dateneinheit wird die Sendefolgenummer  $P(S)$  mit der Empfangsfolgevariablen  $V(R)$  verglichen. Bei Übereinstimmung wird die Dateneinheit akzeptiert und  $V(R)$  um 1 erhöht (Modulo  $M$ ). Andernfalls liegt ein Sequenzfehler vor, und die Dateneinheit wird verworfen.
- Beim Senden von Steuerdateneinheiten wird  $P(R) = V(R)$  gesetzt.

Wird ein Sequenzfehler erkannt, so führt der Sender eine Wiederholung der Dateneinheiten durch. Im Falle der nichtselektiven Wiederholung werden nach Auftreten eines Fehlers beim Empfänger auch alle weiterhin eintreffenden Dateneinheiten verworfen, und der Sender wiederholt alle Dateneinheiten ab der Dateneinheit,

die als letzte positiv quittiert wurde. Bei selektiver Wiederholung wird nur die vom Empfänger explizit angeforderte Dateneinheit wiederholt. Der Empfänger stellt in diesem Fall selbst dann die richtige Reihenfolge der Dateneinheiten wieder her. Dazu ist aber neben einer erhöhten Intelligenz auch ein größerer Speicheraufwand beim Empfänger erforderlich.

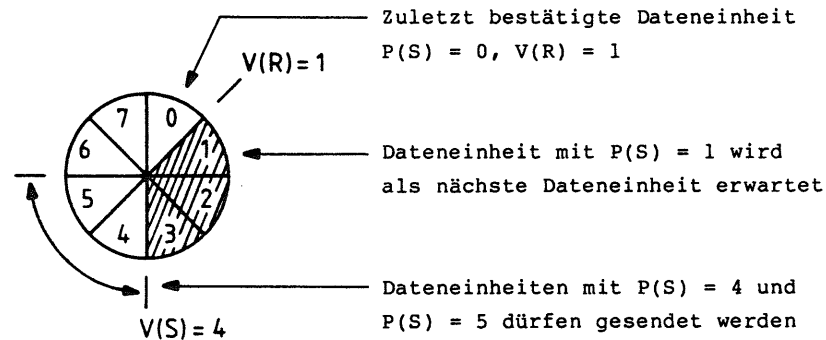


Bild 2.1: Fensterkontroll-Mechanismus

Fenstergröße:  $W = 5$

### 2.1.3 Fehlersicherung

In engem Zusammenhang mit der Datenflußsteuerung steht das Erkennen und Behandeln fehlerhaft übertragener Dateneinheiten. Ursachen hierfür sind Übertragungsfehler auf Leitungen oder Hardware-Defekte. Zur Erkennung und Behebung dieser Fehler enthält jede Dateneinheit einen Fehlersicherungsteil, dessen Kontrollbits sich aus dem Inhalt der Informationsbits nach einer festgelegten Regel ableiten lassen. Diese Regel kann sich auf eine

Prüfung der Parität beschränken oder eine zyklische Redundanzprüfung mit Hilfe von Generatorpolynomen umfassen /4, 5/. Der Sender fügt diese Kontrollbits zu jeder zu übertragenden Dateneinheit hinzu. Der Empfänger der Dateneinheit ermittelt nach der gleichen Regel wie der Sender die Kontrollbits, so daß durch einen Vergleich der empfangenen und errechneten Kontrollbits fehlerhafte Dateneinheiten erkannt werden. Dateneinheiten mit Übertragungsfehlern werden vom Empfänger verworfen. Zur Quittierung der Dateneinheiten können verschiedene Verfahren angewendet werden, welche auf expliziter Bestätigung (positive/negative Quittung) oder Rückmeldung der Empfangs-Reihenfolge aufbauen.

Wird zwischen Sender und Empfänger eine Datenflußsteuerung angewandt, so wird deren Reihenfolge-Sicherung auch zur Korrektur von Übertragungsfehlern herangezogen. In diesem Falle erfolgt die Quittierung durch Übermittlung der entsprechenden Empfangsfolgennummern. Tritt ein Übertragungsfehler auf, verhält sich der Empfänger so, als ob die gefälschte Dateneinheit nicht eingetroffen wäre, das heißt, sie wird bei der Berechnung der Empfangsfolgennummern nicht berücksichtigt. Dieses Verhalten führt zu einem Sequenzfehler, wodurch eine Wiederholung der betreffenden Dateneinheit eingeleitet wird (siehe Abschnitt 2.1.2).

Zusätzlich zu den Fehlersicherungsmechanismen wird jede letzte Dateneinheit einer Folge von Dateneinheiten zeitüberwacht, um den Erhalt der in diesem Falle notwendigen expliziten Quittung festzustellen. Bei Ablauf der Zeitüberwachung (time-out) wird diese letzte Dateneinheit erneut übertragen.

Die Anzahl der Wiederholungen ist in allen Fehlerfällen auf einen maximalen Wert begrenzt.



## 2.2 Architektur und Protokolle offener Kommunikationssysteme

Offene Kommunikationssysteme haben zum Ziel, informationsverarbeitende Systeme unterschiedlicher Art und von verschiedenen Herstellern zur Zusammenarbeit zu befähigen. Diese Fähigkeit wird dadurch erreicht, daß die einzelnen Systeme bestimmte Regeln befolgen, die in einer allgemeingültigen Kommunikationsarchitektur festgelegt sind.

### 2.2.1 Allgemeine Prinzipien der Kommunikationsarchitektur

Die konzeptionelle Architektur von Kommunikationssystemen baut auf drei Grundelementen auf /6/:

- Verarbeitungsinstanzen als logische Einheiten, zwischen denen letztendlich die Kommunikation stattfindet
- Systeme, die entweder als Endsysteme Verarbeitungsinstanzen enthalten, oder als Transitsysteme die Verbindungen zwischen Endsystemen herstellen
- Übertragungstrecken zur Verbindung der einzelnen Systeme.

Die Verarbeitungsinstanzen stützen sich in ihrer Kommunikation auf eine Hierarchie von Kommunikationsdiensten, die durch die funktionale Zerlegung der in jeder Kommunikation auftretenden Komponenten entstanden ist /6, 7/.

Die Gliederung der Kommunikationsdienste ist durch vier grundlegende Prinzipien gekennzeichnet (siehe Bild 2.2):

- Die für die Kommunikation notwendigen Funktionen werden in systemübergreifende Funktionsschichten zusammengefasst.

- Jede Schicht erbringt schichtspezifische Dienstleistungen. Die funktionellen Träger dieser Dienstleistungen werden als Instanzen bezeichnet.
- Die Kommunikation zwischen den Instanzen wird mit Hilfe von Protokollen durchgeführt.
- Im Rahmen dieser Protokolle werden Dateneinheiten als Träger der Information und für Steuerungszwecke ausgetauscht.

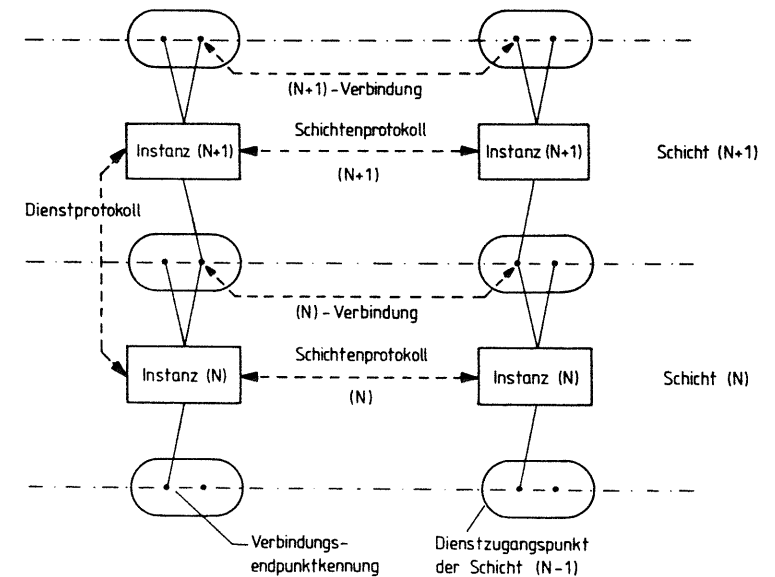


Bild 2.2: Prinzipien der Kommunikationsarchitektur  
Schichten, Instanzen, Verbindungen

Das Prinzip der Schichtung betrachtet jedes System als geordnete Menge von Teilsystemen /4, 6/. Teilsysteme derselben Ordnung in verschiedenen Systemen bilden gemeinsam eine Schicht. Innerhalb der einzelnen Systeme existieren für jede Schicht eine oder mehrere Instanzen (entity), die die funktionellen Träger der in einer Schicht erbrachten Dienste sind. Die Schichtung gliedert die Systemfunktionen und löst die Gesamtkomplexität in überschaubare Bereiche auf. In benachbarten Schichten darf sich funktionell nichts ändern, wenn in einer bestimmten Schicht Änderungen, zum Beispiel aus technologischen Gründen, durchgeführt werden.

Die von einer allgemein mit (N) bezeichneten Schicht erbrachten Dienstleistungen werden der überlagerten Schicht (N+1) an den Dienstzugangspunkten (service access points) angeboten. Diese Dienstzugangspunkte stellen somit die Schnittstellen zwischen den einzelnen Schichten dar (siehe Bild 2.2). Die spezifischen Dienstleistungen der Schicht (N) wiederum bauen auf der Funktionalität der darunterliegenden Schicht (N-1) auf, das heißt, die Schicht (N) (service user) nimmt die Dienste der Schicht (N-1) (service provider) in Anspruch. Auf Dienstleistungen tieferer Schichten, wie (N-2), (N-3),..., kann aus Schicht (N) nicht direkt zugegriffen werden. Die Dienstzugangspunkte und Instanzen jeder Schicht werden durch Kennungen (identifier) eindeutig gekennzeichnet und können über diese Kennung (Adresse) angesprochen werden.

Zur Unterstützung des Informationsaustauschs zwischen den Dienstzugangspunkten einer Schicht (N) wird das Konzept der Verbindung eingeführt. Eine (N)-Verbindung verbindet auf logischer Ebene zwei (N)-Dienstzugangspunkte, wobei die Verbindung eine Funktion der Schicht (N) ist. Innerhalb eines Dienstzugangspunktes der Schicht (N) können mehrere Endpunkte von (N)-Verbindungen liegen. Diese werden durch Verbindungsendpunktkennungen (connection endpoint identifier) eindeutig gekennzeichnet (siehe Bild 2.2).

Um die entsprechenden Dienstleistungen zu erbringen, arbeiten die Instanzen der Schichten mit Hilfe von Protokollen zusammen. Unter dem Begriff Protokoll wird die Zusammenfassung aller formalen und prozeduralen Eigenschaften verstanden, welche der Kommunikation zwischen den Instanzen dienen.

Hierbei sind zwei prinzipiell verschiedene Protokolle zu unterscheiden:

Die Inanspruchnahme von Diensten der Schicht (N-1) durch die Schicht (N) wird über ein Dienstprotokoll (adjacent layer protocol) abgewickelt. Dieses Dienstprotokoll arbeitet mit wenigen Grundbefehlen (Primitive), die mit den entsprechenden Parametern (Adressen, Optionen) versehen werden.

Diese Grundbefehle sind (siehe Bild 2.3):

- Anforderung eines Dienstes der Schicht (N-1) durch die Schicht (N) (Request)
- Benachrichtigung der Schicht (N) durch die Schicht (N-1) (Indication)
- Antwort der Schicht (N) auf eine Benachrichtigung (Response)
- Bestätigung einer Anforderung durch die Schicht (N-1) an Schicht (N) (Confirmation).

Steuersignale zwischen der Schicht (N) und der Schicht (N-1) werden in Form von Schnittstellen-Steuerinformationen (interface control information) ausgetauscht. Benutzerdaten durchlaufen den Dienstzugangspunkt zwischen Schicht (N) und Schicht (N-1) in Form von Schnittstellen-Dateneinheiten (interface data units).

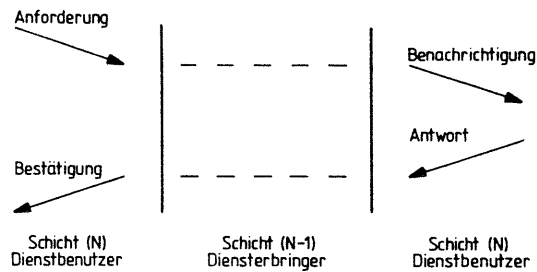


Bild 2.3: Zusammenwirken der Grundbefehle (Primitive)

Partner-Instanzen, das heißt Instanzen der gleichen Schicht (N) in verschiedenen Systemen, arbeiten mit Hilfe des Schichtenprotokolls (peer-to-peer protocol) zusammen. Hierzu werden zwischen den Partner-Instanzen formatierte Protokoll-Dateneinheiten (protocol data unit) ausgetauscht, welche sich aus der Protokoll-Steuerinformation (protocol control information) und der Dienst-Dateneinheit (service data unit) zusammensetzen. In der Regel wird eine (N+1)-Protokoll-Dateneinheit vollständig in eine (N)-Dienst-Dateneinheit abgebildet. Es kann aber auch sinnvoll sein, die Größe der Dateneinheiten nach schichtenspezifischen Gesichtspunkten festzulegen. In diesen Fällen ist eine Transformation der Dateneinheiten notwendig (siehe Bild 2.4) /8/:

- Aufteilen/Vereinigen: Eine (N)-Dienst-Dateneinheit ist in Teile zerlegt, die mit einer (N)-Protokoll-Steuerinformation versehen, mehrere (N)-Protokoll-Dateneinheiten bilden. Aus mehreren (N)-Protokoll-Dateneinheiten wird eine (N)-Dienst-Dateneinheit zusammengesetzt.

- Blocken/Entblocken: Eine (N)-Protokoll-Dateneinheit besteht aus mehreren (N)-Dienst-Dateneinheiten und (N)-Protokoll-Steuerinformationen.
- Verketteten/Trennen: Eine (N-1)-Dienst-Dateneinheit wird aus mehreren (N)-Protokoll-Dateneinheiten gebildet.

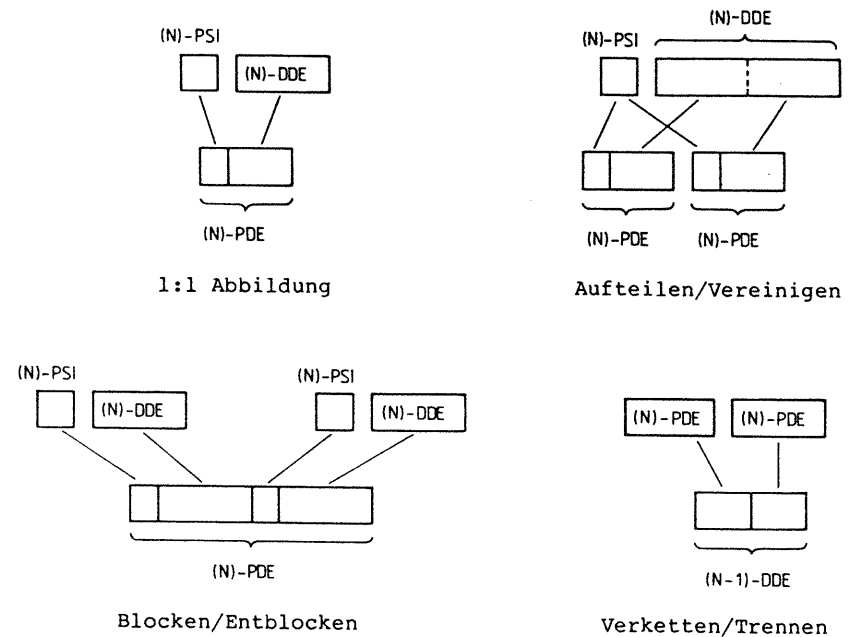


Bild 2.4: Bildung von Protokoll-Dateneinheiten

PDE : Protokoll-Dateneinheit  
 DDE : Dienst-Dateneinheit  
 PSI : Protokoll-Steuerinformation

### 2.2.2 Das ISO-Basis-Referenzmodell

Das ISO-Basis-Referenzmodell /6/ beschreibt in sieben Schichten eine allgemeine Kommunikationsarchitektur. Die Schichten 1 bis 4 definieren ein anwendungsunabhängiges Datentransportsystem für den transparenten Informationsaustausch zwischen den Verarbeitungsinstanzen, die Schichten 5 bis 7 beziehen sich auf die anwendungsbezogenen Aspekte der Kommunikation (siehe Bild 2.5).

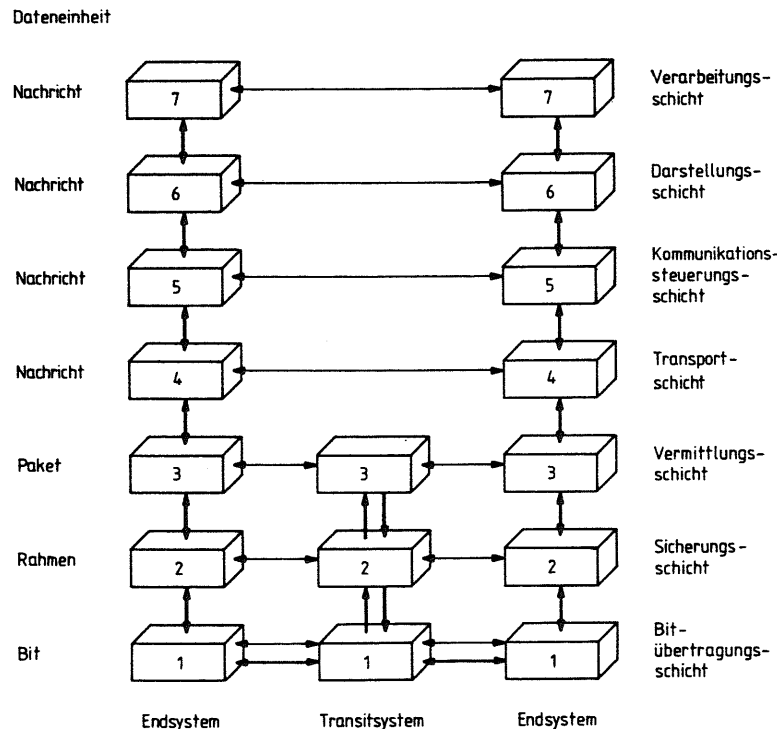


Bild 2.5: ISO-Basis-Referenzmodell der Kommunikationsarchitektur

Nachfolgend sollen die Schichten im Einzelnen beschrieben werden:

#### Schicht 1: Bitübertragungsschicht (Physical Layer)

In dieser Schicht werden die funktionellen, elektrischen und mechanischen Eigenschaften für die Übertragung von Informationsbits festgelegt. Sie stellt ungesicherte Systemverbindungen zwischen Instanzen der Schicht 2 in benachbarten Systemen bereit, sorgt für die Übertragung eines transparenten Bitstroms, einschließlich der Synchronisation auf Bitebene und führt die entsprechende Anpassung an den Übertragungskanal durch.

#### Schicht 2: Sicherungsschicht (Data Link Layer)

Hier erfolgt die Steuerung der Übertragung auf einer ungesicherten Systemverbindung zwischen benachbarten Systemen durch Bereitstellung einer logischen Ablaufsteuerung für den Datenfluß und für die Reihenfolge der Dateneinheiten. Ebenso erfolgt die Verbesserung von ungesicherten Systemverbindungen zu gesicherten Systemverbindungen durch Erkennen und Korrigieren der Fehler der Schicht 1. Zusätzlich werden Funktionen zum Auf- und Abbau der Systemverbindungen bereitgestellt. Daten der Schicht 3 werden auf Protokoll-Dateneinheiten der Schicht 2 (Rahmen) abgebildet.

#### Schicht 3: Vermittlungsschicht (Network Layer)

Diese Schicht verknüpft gesicherte Verbindungen zwischen benachbarten Systemen zu Verbindungen von Endsystem zu Endsystem. In dieser Schicht werden Dienste bereitgestellt für den Auf- und Abbau dieser Endsystem-Verbindungen, zur Verkehrslenkung (Routing) und zur Vermittlung (Switching) von Datenpaketen innerhalb des Netzes. Daten der Schicht 4 werden auf Protokoll-Dateneinheiten

der Schicht 3 (Pakete) abgebildet. Weitere Funktionen sind das Multiplexen mehrerer Endsystemverbindungen auf eine gesicherte Systemverbindung und das Aushandeln von Leistungsmerkmalen beim Verbindungsaufbau.

#### Schicht 4: Transportschicht (Transport Layer)

Die Transportschicht erweitert die Endsystemverbindungen zu Teilnehmerverbindungen. Unter einem Teilnehmer ist hierbei eine Zuordnung zwischen einer Verarbeitungsinstanz (Schicht 7), einer Darstellungsinstanz (Schicht 6) und einer Kommunikationssteuerungsinstanz (Schicht 5) zu verstehen. Hierbei können mehrere Teilnehmer innerhalb eines Endsystems vorhanden sein. In der Schicht 4 erfolgt eine Steuerung des Nachrichtenaustausches über das gesamte Netz hinweg und es wird ein netzunabhängiger Vermittlungsdienst bereitgestellt. Folgende Funktionen sind vorgesehen: der Auf-/Abbau von Teilnehmerverbindungen, die Multiplexierung/Spreizung von Teilnehmerverbindungen auf Endsystem-Verbindungen, die Datenfluß- und Fehlerkontrolle auf Teilnehmerebene, das Zerlegen (fragmentation) von Nachrichten in Pakete, beziehungsweise das Zusammensetzen (assembly) von Paketen zu Nachrichten und die Abbildung von Teilnehmeradressen auf Endsystemadressen.

#### Schicht 5: Kommunikationssteuerungsschicht (Session Layer)

Diese Schicht stellt Mittel bereit, die die Eröffnung einer Kommunikationsbeziehung (Sitzung) und ihre geordnete Durchführung und Beendigung gewährleisten. Diese Mittel dienen der Synchronisation des Dialogs, das heißt der Feststellung und Aufrechterhaltung von Übereinstimmungen zwischen den Verarbeitungsinstanzen. Die bereitgestellten Dienste verwalten und steuern den Dialog durch Vereinbarungen über Sitzungsparameter, Setzen von Synchronisationspunkten und Rücksetzen auf diese Synchronisationspunkte

im Fehlerfalle. Ferner führen sie den Auf-/Abbau von Sitzungen zwischen den Teilnehmern durch. Symbolische Adressen werden für die Transportsteuerung auf reale Adressen umgesetzt.

#### Schicht 6: Darstellungsschicht (Presentation Layer)

Die Darstellungsschicht ermöglicht es den Verarbeitungsinstanzen, Begriffe eindeutig zu benennen und darzustellen. Dieses erfolgt durch die Festlegung einer gemeinsamen Sprache, einer einheitlichen Menge an Datentypen und der Regeln zur Darstellung (Darstellungsprotokoll). Die Schicht 6 umfaßt insbesondere Vereinbarungen über die zugelassene Menge an Begriffen und Daten, sowie Transformationen der lokalen Darstellung der Daten und Begriffe in den Endsystemen auf die vereinbarte Darstellung für den Informationstransfer. Sie enthält Funktionen für Kodeumwandlung, Formatanpassung oder Syntaxumsetzung, aber auch zur Verschlüsselung der Daten.

#### Schicht 7: Verarbeitungsschicht (Application Layer)

Die oberste Schicht des Referenzmodells bildet die Verarbeitungsschicht. In ihr sind alle verarbeitungsspezifischen und kommunikationsrelevanten Teile eines Anwendungsprozesses enthalten. Durch die Instanzen der Verarbeitungsschicht erhalten die Anwendungsprozesse Zugang zur OSI-Umgebung (OSI: Open Systems Interconnection). Damit besteht für den Anwendungsprozeß die Möglichkeit, mit einem Partnerprozeß zu kommunizieren und somit verteilte Anwendungen zu bilden. Die Dienste der Verarbeitungsschicht werden von den Anwendungsprozessen unmittelbar genutzt. Sie umfassen die Identifikation und Autorisierung der Kommunikationspartner, die Prüfung von Berechtigungen, die Feststellung der Verfügbarkeit von Prozessen, die Vereinbarung von Anwendungsklassen und Übermittlungsparametern.

Das ISO-Basis-Referenzmodell beschreibt eine verbindungsbezogene (connection oriented) Kommunikationsarchitektur. Für die Datenübermittlung, insbesondere im Bereich der Lokalen Netze, ist es oft sinnvoll, eine Kommunikation ohne expliziten Verbindungsauf- und -abbau durchzuführen (connectionless). Die hierzu notwendigen Änderungen und Erweiterungen der Schichten werden zur Zeit in den Standardisierungsgremien diskutiert /9, 10/. Weitere Aspekte einer Kommunikation, wie zum Beispiel Sicherheitsbedürfnisse, werden durch das Referenzmodell nicht abgedeckt. Sie sind Gegenstand laufender Standardisierungsbestrebungen.

### 2.2.3 Erweiterungen des Referenzmodells für Lokale Netze

Die verbindungsbezogene Architektur des Referenzmodells schließt eine große Klasse von Anwendungen und Kommunikationstechniken von der Nutzung des Referenzmodelles aus. Die Einbindung von Lokalen Netzen in die OSI-Umgebung machte es erforderlich, für die zusätzlichen Funktionen die Schichten 2 und 3 des Transportsystems in Teilschichten (Sublayers) aufzuweiten und in den Schichten des Transportsystems zwei unterschiedliche Dienste anzubieten (siehe Bild 2.6).

#### a) Verbindungslose Datenübermittlung (connectionless)

Dieser Dienst gestattet es den Instanzen der Schicht (N), Dateneinheiten auszutauschen, ohne daß zuvor eine entsprechende Verbindung durch die Instanzen der Schicht (N-1) aufgebaut wurde (Datagrammdienst) und ist somit insbesondere für Anwendungen mit kurzen Übermittlungsphasen geeignet (Dialogverkehr). Die Dateneinheiten werden in der Schicht (N-1) als voneinander unabhängig betrachtet und von der Empfängerseite nicht bestätigt; es erfolgt bei diesem Dienst in der Schicht (N-1) weder eine Datenflußsteuerung noch eine Fehlerkorrektur. Diese Funktionen sind von den höheren Schichten (Schichten 3 oder 4) zu erbringen.

Der Datentransfer kann bei Adressierung eines einzelnen Dienstzugangspunktes auf die Verbindung zwischen zwei Systemen bezogen sein. Durch entsprechende Adressierung ist ein gleichzeitiges Ansprechen einer Gruppe von Systemen (multicasting) oder das Rundsenden (broadcasting) von Daten an alle Systeme jederzeit möglich.

#### b) Verbindungsbezogene Datenübermittlung (connection oriented)

Bei diesem Dienst wird vor jeder Übermittlung von Daten eine Verbindung aufgebaut und nach dem Datentransfer wieder abgebaut. Dieser Dienst stellt analog dem ISO-Basis-Referenzmodell Funktionen zur Steuerung des Datenflusses und zur Fehlererkennung und -korrektur bereit. Der Datentransfer ist immer auf die Verbindung zweier einzelner Dienstzugangspunkte bezogen, wobei beide beteiligten Instanzen bezüglich des Informationsaustauschs und der Steuerung gleichberechtigt sind (balanced mode).

### 2.2.3.1 Erweiterungen der Sicherungsschicht

Die Schicht 2 des Referenzmodells bezieht sich in ihrer funktionalen Beschreibung auf eine Punkt zu Punkt-Verbindung zweier benachbarter Systeme. Die gemeinsame Nutzung eines Übertragungsmediums durch mehrere Systeme, wie es die Struktur Lokaler Netze vorsieht, erfordert in der Schicht 2 zusätzliche Funktionen, die den Zugriff auf dieses Medium regeln.

Um eine Schnittstelle zu erhalten, die von der Netztechnologie unabhängig ist, wird die Sicherungsschicht (Schicht 2) in zwei Teilschichten aufgeteilt (siehe Bild 2.6):

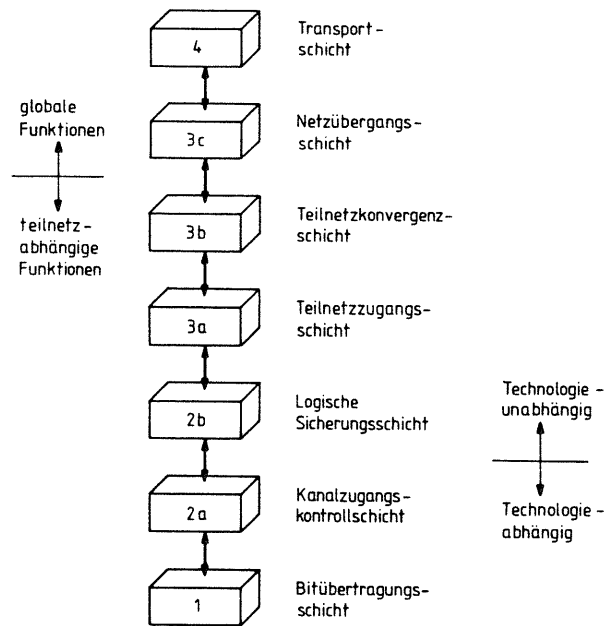


Bild 2.6: Erweitertes Architekturmodell  
der Schichten 1 bis 3 für Lokale Netze

Schicht 2a Kanalzugangskontrollschicht  
(Media Access Control Layer)

Diese Teilschicht umfaßt die Funktionen, die abhängig sind von der Topologie des Lokalen Netzes und dem verwendeten Zugriffsprotokoll. Diese Funktionen dienen zur Festlegung des Zeitpunkts der Sendeberechtigung der einzelnen Systeme und der Abfolge dieser Berechtigungen. Die Dateneinheiten werden mit den hierzu notwendigen zusätzlichen Informationen versehen (Framing).

Weiterhin sind auch Funktionen vorhanden, welche Nachrichten, die an ein bestimmtes System gerichtet sind, erkennen (Adreßerkennung). Somit wird dieser Teil der Vermittlungsfunktionen aus der Schicht 3 in die Schicht 2a verlagert.

Schicht 2b Logische Sicherungsschicht  
(Logical Link Control Layer)

In dieser Teilschicht werden die technologieunabhängigen Funktionen der Sicherungsschicht gemäß dem ISO-Basis-Referenzmodell zusammengefaßt.

Jede logische Sicherungsschicht in einem Lokalen Netz verfügt über den verbindungslosen Dienst //11/. Eine Schicht, die zusätzlich den verbindungsbezogenen Dienst anbietet, muß in der Lage sein, auf der Basis einzelner Dateneinheiten zwischen den beiden Diensten zu wechseln. Zusätzlich besteht die Forderung, daß kein Dienst auf den Funktionen des anderen Dienstes aufbauen darf. Somit ist gewährleistet, daß zwischen zwei Systemen auf der Basis des verbindungslosen Dienstes immer eine Kommunikation möglich ist.

2.2.3.2 Ergänzungen der Vermittlungsschicht

Für die Kommunikation zweier Endsysteme innerhalb eines Lokalen Netzes sind die Funktionen der Vermittlungsschicht (Schicht 3), wie Verkehrslenkung und Vermittlung redundant, da alle Systeme das gemeinsame Übertragungsmedium beobachten und Dateneinheiten, die an sie adressiert sind, aufnehmen. Jede Verbindung ist immer eine Verbindung zweier Endsysteme, und somit übernimmt die Transportschicht auch die Sicherung des Datentransfers. Die Schicht 3 enthält in diesem Fall keine Funktionen.

Für die Kommunikation zweier Endsysteme, die an verschiedenen Netzen angeschlossen sind, müssen diese Netze gekoppelt werden. Hierbei kann es sich um den Anschluß eines Lokalen Netzes an ein Weitverkehrsnetz handeln oder um die Verbindung zweier Lokaler Netze.

Im allgemeinen Fall arbeiten die Teilnetze auf der Schicht 3 intern mit unterschiedlichen Protokollen und bieten an der Schnittstelle zur Transportschicht Dienste mit unterschiedlicher Funktionalität an. Insbesondere kann der Vermittlungsdienst eines Teilnetzes verbindungsbezogen oder verbindungslos durchgeführt werden. Für eine Vermittlung über die Teilnetze hinweg besteht die Notwendigkeit einer Anpassung der einzelnen Teilnetze, so daß den Instanzen der Transportschicht global der gleiche Dienst angeboten wird /12/. Hierzu wird die Vermittlungsschicht in drei Teilschichten aufgeweitet (siehe Bild 2.6):

Schicht 3a: Teilnetzzugangsschicht  
(Subnetwork Access Layer)

Die Schicht 3a enthält in jedem Teilnetz die netzspezifischen Dienste der Vermittlungsschicht gemäß dem ISO-Basis-Referenzmodell.

Schicht 3b: Teilnetzkonvergenzschicht  
(Subnetwork Enhancement Layer)

Diese Schicht stellt Funktionen bereit, die eine Anpassung der teilnetzspezifischen Funktionen der Schicht 3a erlauben, so daß für die Instanzen der Transportschicht die Unterschiede der Teilnetze verdeckt werden. Diese Anpassung kann sowohl eine Anhebung der Funktionalität (Enhancement), als auch eine Verringerung der Funktionalität (De-enhancement) bedeuten und stellt eine Gütesicherung des globalen Vermittlungsdienstes im Netz dar.

Schicht 3c: Netzübergangsschicht  
(Subnetwork Interconnection Layer)

In dieser Teilschicht werden die Funktionen des globalen Vermittlungsdienstes, wie zum Beispiel für das Vermitteln von Dateneinheiten über die Teilnetze hinweg oder für das Benutzen/Verlassen von Teilnetzen, bereitgestellt. Die Instanzen dieser Schicht befinden sich in den Endsystemen beziehungsweise in den Übergangseinrichtungen zwischen den Teilnetzen (Intersubnetwork Gateways).

Lokale Netze werden bei diesen vorgestellten Erweiterungen der Vermittlungsschicht als Teilnetze eines globalen Netzes betrachtet (siehe Bild 2.7a). Von Nachteil ist hierbei, daß sich alle Teilnetze auf einen Dienst einigen müssen, der von allen erbracht werden kann, so daß die Vorteile eines Lokalen Netzes nur teilweise genutzt werden können. Eine andere Betrachtungsweise (siehe Bild 2.7b) geht davon aus, daß ein Endsystem durch sein Außenverhalten und durch die Dienst- und Protokoll-Definitionen gemäß dem ISO-Basis-Referenzmodell beschrieben ist. Da die innere Struktur aber nicht vorgeschrieben ist, kann ein Lokales Netz auch als ein verteiltes Endsystem betrachtet werden /13/, welches gekennzeichnet ist durch:

- die Kompatibilität in allen Schichten zu anderen Endsystemen
- die Forderung, das betrachtete Endsystem räumlich (innerhalb eines privaten Bereiches) zu verteilen
- die Anordnung von Systemgrenzen an Schichtengrenzen.

Das Transportsystem wird hierbei von einem Teilsystem bereitgestellt, die anwendungsorientierten Schichten sind in einem zweiten, physikalisch getrennten Teilsystem angeordnet. Ein Lokales Netz verbindet die beiden Teilsysteme und erbringt durch ein internes Protokoll den Transportdienst. Die Anwendungen innerhalb



des Lokalen Netzes setzen auf den internen Protokollen auf, die Verbindung zum globalen Netz wird durch den Dienst der Transportschicht im Transport-Teilsystem erbracht, wobei das Transport-Teilsystem als Kommunikationsrelais fungiert. Diese Betrachtungsweise erlaubt es, innerhalb des Lokalen Netzes die Vorteile des verbindungslosen Dienstes zu erhalten, trotz der Einbindung in ein globales Netz, das im allgemeinen verbindungsorientiert ist.

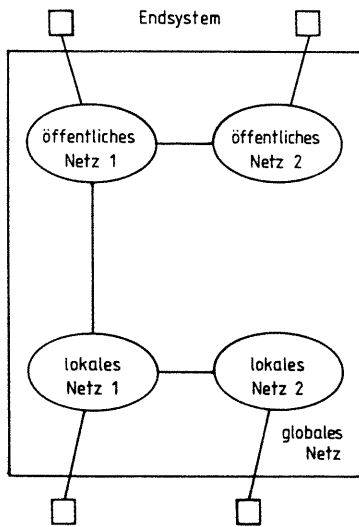


Bild 2.7a: Lokales Netz als OSI-Teilnetz

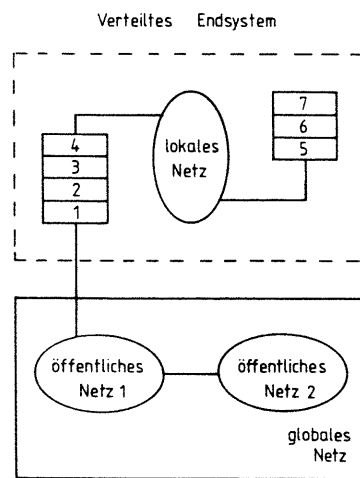
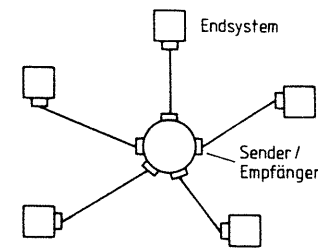


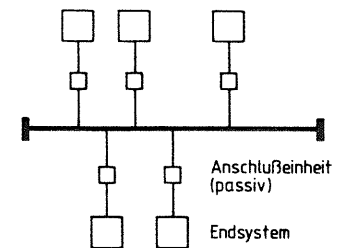
Bild 2.7b: Lokales Netz als verteiltes Endsystem

### 2.3. Topologische Strukturen Lokaler Netze

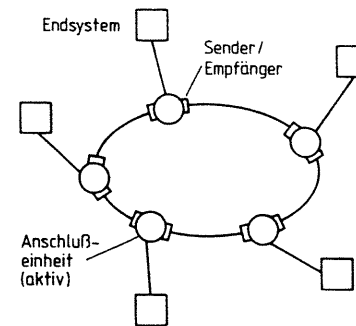
Die Topologie Lokaler Netze ist durch die vier Grundstrukturen Stern, Ring, Bus und Baum gekennzeichnet, wobei die Bus- oder Linienstruktur als Sonderfall der Baumstruktur betrachtet werden kann (siehe Bild 2.8).



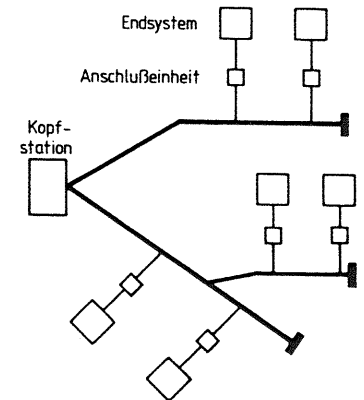
2.8a: Stern-Struktur



2.8c: Bus-Struktur



2.8b: Ring-Struktur



2.8d: Baum-Struktur

Bild 2.8: Topologische Strukturen Lokaler Netze

Bei der Sternstruktur (Bild 2.8a) sind die Endeinrichtungen über direkte Übertragungsabschnitte an einen zentralen Knoten, der Vermittlungs- oder Verteilungsfunktionen besitzt, angeschlossen. Die zentrale Anordnung des Knotens stellt eine Konfiguration dar, die nicht den Anforderungen Lokaler Netze bezüglich einer dezentralen Struktur entspricht; die Sternstruktur wird deshalb in Lokalen Netzen selten angewandt.

Ein Ring (Bild 2.8b) ist als geschlossene Schleife aus einzelnen gerichteten Punkt zu Punkt-Übertragungsabschnitten zwischen benachbarten aktiven Anschlußeinheiten (Stationen) aufgebaut. Die Endgeräte sind über diese Stationen an das Netz angeschlossen. Eine geeignete Anschaltung ermöglicht es, daß eine defekte oder abgeschaltete Station keine Unterbrechung des Kommunikationsweges verursacht, sondern sich automatisch vom Netz trennt. Die Dateneinheiten werden von Station zu Station weitergegeben und in jeder Station regeneriert. Jede Station führt einen Adressenvergleich durch und kopiert an sie gerichtete Dateneinheiten vom Ring.

Die Bus- oder Baumstruktur (Bild 2.8c,d) ist gekennzeichnet durch den Anschluß aller Teilnehmer an einen Übertragungskanal. Die Endgeräte sind über passive Anschlußeinheiten (taps) an den Übertragungskanal angekoppelt. Gesendete Dateneinheiten breiten sich auf dem Kanal nach allen Richtungen aus und werden durch einen entsprechenden Abschluß an den Kanalenden absorbiert. Bedingt durch die gemeinsame Nutzung des Kanals ist jeweils nur eine Übertragung gleichzeitig möglich. Jede Station überwacht den Kanal und kopiert an sie adressierte Dateneinheiten. Durch entsprechende Adressierung können mehrere oder alle Stationen gleichzeitig angesprochen werden.

## 2.4 Übertragungsmedien

Die gebräuchlichsten Übertragungsmedien in Lokalen Netzen sind:

- verdrehte Zweidrahtleitungen (twisted pair)  
Diese Leitungen werden häufig noch zusätzlich abgeschirmt.
- Koaxialkabel  
Eingesetzt werden sowohl Spezialentwicklungen als auch handelsübliche standardisierte Kabel aus dem Bereich der Kabel-Fernsehtechnik.
- Lichtwellenleiter  
Diese werden angewendet, wenn eine hohe elektromagnetische Störfestigkeit gefordert wird. In Gebrauch sind Stufenindex- und Gradientenfasern.

	verdrehte Leitungen	Koaxialkabel	Lichtwellenleiter
Datenrate (Mbit/s)	< 10	< 300	< 1000
Ausdehnung (km)	< 1	< 10	< 50
Anschlußeinheiten	< 100	< 1000	< 100
Erdungsprobleme	gering	mittel	keine
Störfestigkeit	gering	mittel	hoch
Abhörsicherheit	gering	mittel	gut
Verlegbarkeit	gut	mittel	mittel
Preis	niedrig	mittel	hoch

Tabelle 2.1: Leistungsparameter und Kenndaten von Übertragungsmedien in Lokalen Netzen

In Tabelle 2.1 sind die wichtigsten Leistungsmerkmale und Kenn-  
daten der verschiedenen Übertragungsmedien zusammengestellt:  
Für den Einsatz bei relativ niedrigen Datenraten und als preis-  
werteste Lösung, insbesondere im Hinblick auf die Verlegekosten,  
werden verdrehte Zweidrahtleitungen verwendet. Häufig werden  
jedoch Koaxialkabel eingesetzt, weil sie die entsprechende Über-  
tragungskapazität für höhere Anforderungen bieten, eine größere  
Anzahl an Stationen erlauben, technisch gut beherrscht werden und  
relativ kostengünstig sind /14/. Die Bedeutung von Lichtwellen-  
leitern nimmt zu, doch sind insbesondere die Verlegekosten noch  
zu hoch. Nachteilig ist, daß Busstrukturen wegen der notwendigen  
bidirektionalen Ausbreitung der Signale nur durch eine Doppel-  
führung des Lichtwellenleiters zu realisieren sind /15/. Für  
Punkt-zu-Punkt-Verbindungen, wie sie bei Ringsystemen auftreten,  
werden Lichtwellenleiter in speziellen Anwendungen mit hohen  
Störfestigkeitsanforderungen /16/ bereits eingesetzt. In Netzen  
mit Sternstruktur werden Lichtwellenleiter ebenfalls erfolgreich  
verwendet /17/. Der zentrale Knoten dieser Netze ist als aktiver  
oder passiver Verteiler ausgebildet.

## 2.5 Aspekte der Übertragungstechnik

### 2.5.1 Basisbandtechnik

Ein Basisbandsystem ist dadurch gekennzeichnet, daß nur ein Über-  
tragungskanal zur Verfügung steht und daß digitale Übertragungs-  
technik verwendet wird. Bedingt durch die Verzerrung des Signals  
und die zu beherrschende Dynamik im System ist dieses Verfahren  
für große Netze ungeeignet. Überschreitet die Ausdehnung einen  
gewissen Wert, so wird das Netz aus einzelnen Segmenten zusammen-  
gesetzt, die durch Verstärker (Repeater) verbunden sind. Zur Ver-  
meidung von Interferenzen darf zwischen zwei Stationen nur ein  
Übertragungsweg existieren /18/.

### 2.5.2 Breitbandtechnik

Die Breitbandtechnik zeichnet sich durch die Möglichkeit aus,  
mehrere Übertragungskanäle mit Hilfe des Frequenzmultiplexver-  
fahrens parallel über ein physikalisches Medium zu betreiben.  
Die Endeinrichtungen werden über Modems angeschlossen. Die Zu-  
teilung der Übertragungskanäle erfolgt statisch oder dynamisch  
mit Hilfe einer Kanalverwaltungslogik. Der Zugriff innerhalb der  
einzelnen Frequenzbänder wird jeweils durch ein Zugriffsproto-  
koll geregelt. Bei dieser Technik können sehr viele Teilnehmer  
angeschlossen werden. Einzelne Frequenzbereiche können aber auch  
speziellen Nutzungsarten vorbehalten werden, wie zum Beispiel  
Videokonferenzen, oder es können festgeschaltete Verbindungen  
eingerrichtet werden. Da diese Technik nur unidirektionale Über-  
tragungen zuläßt, müssen Sende- und Empfangskanal getrennt sein.  
Somit ist eine zentrale Kopfstation notwendig, die die Informa-  
tion von den Sendekanälen auf die Empfangskanäle umsetzt /18/.

### 2.5.3 Leitungskodierung

Bedingt durch die dezentrale Struktur Lokaler Netze existiert  
keine zentrale Taktversorgung. Die jeweils sendende Station lie-  
fert durch ihre Datenübertragung den Basistakt, auf den sich  
alle anderen Stationen einstellen. Deshalb ist eine Leitungs-  
kodierung notwendig, die die maximale mögliche Taktinformation  
enthält, und die es den angeschlossenen Einheiten erlaubt, eine  
Selbstsynchronisation durchzuführen.

Eine Kodierung, die die geforderten Eigenschaften aufweist, ist  
die Manchester-Kodierung /19/. Wie Bild 2.9 zeigt, liegt bei  
diesem Verfahren die Information in den Pegeländerungen und  
nicht in den Pegelzuständen: die erste Hälfte einer Bitzelle  
weist immer das Komplement des Bitwertes auf, die zweite Hälfte  
der Bitzelle enthält den wahren Bitwert.

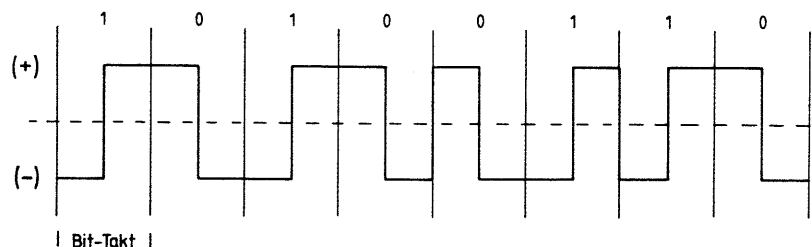


Bild 2.9: Manchester-Kodierung

Durch die maximale Anzahl an Transitionen ist eine Rückgewinnung des Taktes bei allen Stationen leicht möglich. Zur Synchronisation der Stationen wird zu Beginn einer Datenübertragung eine spezielle Bitfolge als Synchronisationspräambel übertragen. Ein weiterer Vorteil dieser Leitungskodierung ist ihre Gleichstromfreiheit, womit die galvanische Trennung der Übertragungsleitung von den Anschluß-Stationen ermöglicht wird.

## 2.6 Zugriffsprotokolle Lokaler Netze

Die Vielfach-Zugriffsprotokolle regeln den Zugriff der Stationen auf das gemeinsame Übertragungsmedium und steuern die Abfolge der Übertragungen durch Vergabe von Sendeberechtigungen. Im Folgenden sollen eine kurze Klassifizierung der Protokolle durchgeführt und die wichtigsten Verfahren vorgestellt werden.

### 2.6.1 Klassifizierung der Zugriffsprotokolle

Die Zugriffsprotokolle unterscheiden sich durch die statische oder dynamische Vergabe der Kanalkapazität, die zentrale oder dezentrale Anordnung der Entscheidungsinstanzen und die Anpassungsfähigkeit an wechselnde Lastanforderungen /20/.

Nach der Art der Zugangsregelung lassen sich die Protokolle in drei Gruppen unterteilen:

- Auswahlprotokolle
- Reservierungsprotokolle
- Wettbewerbsprotokolle.

Die Auswahlprotokolle und Reservierungsprotokolle werden auch deterministische Protokolle genannt, die Wettbewerbsprotokolle werden auch als statistische Protokolle bezeichnet /21/.

Bei den Auswahlprotokollen erhält eine Station durch eine Instanz den Zeitpunkt ihrer Sendeberechtigung mitgeteilt, das heißt, sie hat keinen Überblick über den Systemzustand und muß warten, bis sie ausgewählt wird.

Bei den Reservierungsprotokollen wird für jede Station ein festgelegter oder angeforderter Teil der Kanalkapazität freigehalten. Die Kanalkapazität wird hierzu in entsprechende Bereiche (slots, frames) aufgeteilt. Nach Festlegung der Reservierungen kennt jede Station den Zeitpunkt ihrer Sendeberechtigung und muß nicht mehr explizit aktiviert werden.

Wettbewerbsprotokolle sind gekennzeichnet durch die Möglichkeit, daß eine Station zu jeder Zeit das Übertragungsmedium belegen und die gesamte Übertragungskapazität beanspruchen kann. Im Interesse einer besseren Kapazitätsausnutzung kann diese Möglichkeit aber zeitlich eingeschränkt werden. Durch die Laufzeiten im System hat jede Station nur einen bedingten Überblick über den aktuellen Systemzustand. Dadurch kann es zum gleichzeitigen Senden zweier Stationen und damit zur Störung der Übertragungen (Kollision) kommen. Für diesen Fall sind Kollisions-Erkennungs- und Auflösungsmechanismen vorgesehen.

Die Auswahlprotokolle lassen sich nach der Art der Ablaufsteuerung in zentral gesteuerte und dezentral gesteuerte Protokolle unterteilen /22, 23/.

Bei den Reservierungsprotokollen ist zu unterscheiden nach statischer und dynamischer Reservierung der Übertragungskapazität /3, 22/. Im Falle der statischen Reservierung wird für jede Station unabhängig von ihrem Verkehrsaufkommen ein konstanter Anteil bereitgestellt. Die dynamische Reservierung erfordert eine Zuteilungskontrolle, welche wiederum zentral oder dezentral angeordnet sein kann. Im Fall der zentralen Kontrolle senden alle Stationen ihre Anforderungen an eine zentrale Instanz, die die Kanalzuteilung vornimmt und diese dann allen Stationen mitteilt. Die dezentrale Reservierung erfolgt durch die Bereitstellung eines Teils der Übertragungskapazität in Form eines speziellen Kanals, in dem jede Station in einer Zuteilungsphase ihre Sendewünsche mitteilen kann. Nach Ablauf dieser Phase erfolgen dann die eigentlichen Datenübertragungen, an die sich die nächste Zuteilungsphase anschließt. Die Abfolge der Sendeberechtigungen kann durch die Stationsadressen /4/, durch Prioritäten /25/ oder durch die Reihenfolge während der Zuteilungsphase /26/ erfolgen.

Nachfolgend werden die beiden wichtigsten Zugriffs-Verfahren aus dem Bereich der Auswahl- und Wettbewerbsprotokolle beschrieben. Weitere Zugriffs-Verfahren sind in Anhang 1 zusammengestellt.

Zur Darstellung der Protokolle wird die Sprache SDL (Functional Specification and Description Language) /27/ von CCITT benutzt. Die Grundelemente dieser Sprache sind in Bild 2.10 dargestellt.

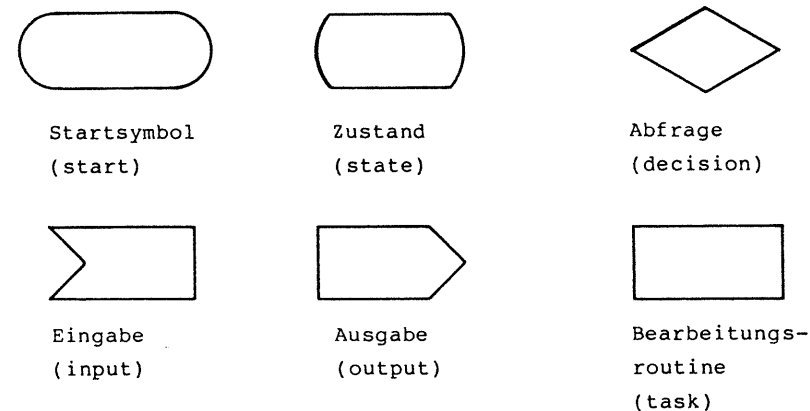


Bild 2.10: Grundelemente der Sprache SDL

### 2.6.2 Token Passing

Im Token Passing-Verfahren /29/ (siehe Bild 2.11a,b) erhält eine Station ihr Zugriffsrecht auf den Übertragungskanal durch eine umlaufende Sendeberechtigung (Token). Im Gegensatz zum Polling-Verfahren (siehe Anhang 1) erfolgt die Steuerung des Ablaufs dezentral, das heißt, die Sendeberechtigung wird von Station zu Station weitergereicht, ohne daß eine zentrale Instanz mitwirkt. Hat eine Station einen Sendewunsch, so wartet sie auf die Sendeberechtigung, überträgt ihre Daten und reicht danach die Sendeberechtigung weiter. Wird dieses Verfahren in ringförmigen Netzen (Token Ring) angewandt, so ist, bedingt durch die eindeutige Lage der Stationen zueinander, die Weitergabe der Sendeberechtigung ohne explizite Adressierung möglich. In Netzen mit Bus-Struktur kann dieses Verfahren aber ebenfalls angewendet werden, wenn dem Netz ein logischer Ring überlagert wird: Die Sendeberechtigung wird mit Ursprungs- und Zieladressen versehen, und jede Station führt eine Tabelle mit der Adresse

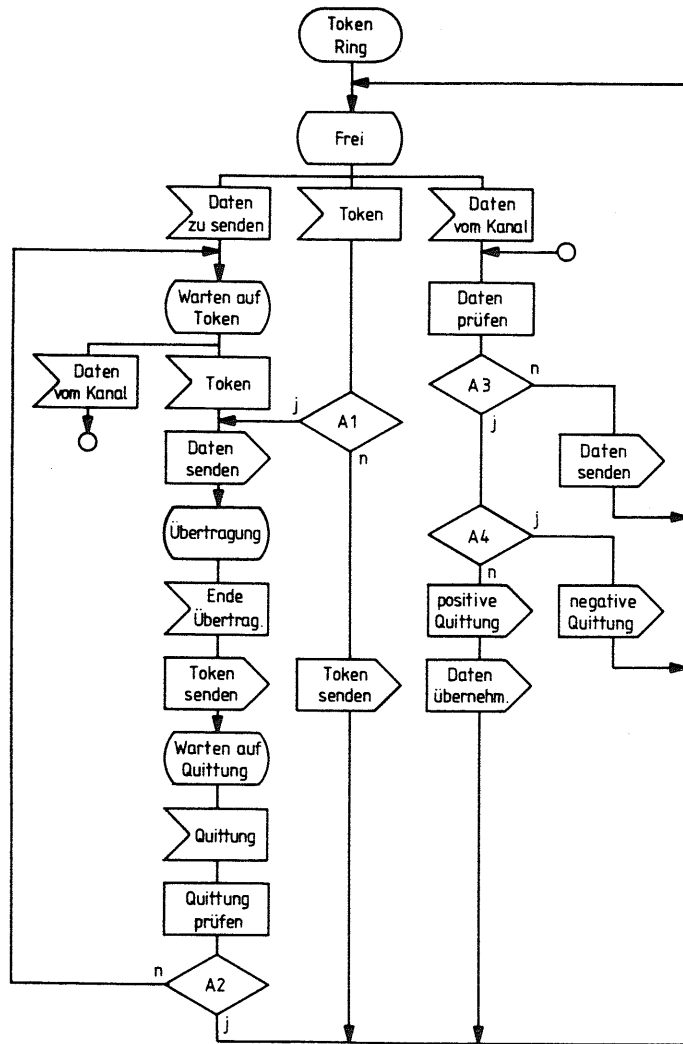


Bild 2.11a: Token Passing Ring (Ablaufschema)

- A1: Daten zum Senden bereitgestellt ?
- A2: Quittung positiv ?
- A3: Empfänger der Daten ?
- A4: Übertragungsfehler aufgetreten ?

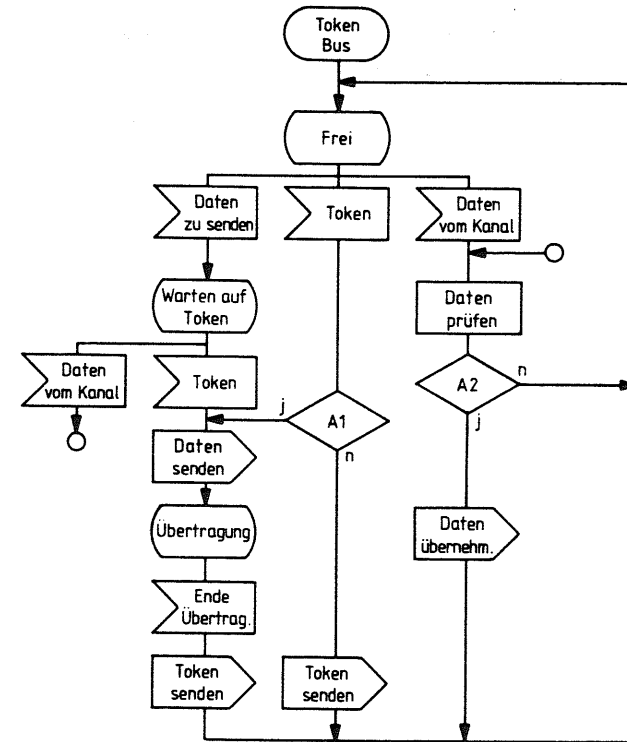


Bild 2.11b: Token Passing Bus (Ablaufschema)

- A1: Daten zum Senden bereitgestellt ?
- A2: Empfänger der Daten ?

ihrer Vorgängerin und Nachfolgerin. Durch regelmäßiges Aktualisieren der Tabellen kann, analog der Anschaltung der aktiven Stationen im Ring, erreicht werden, daß nur aktive Stationen an der Weitergabe der Sendeberechtigung beteiligt sind. In Token Ring-Systemen ist der Sender für das Entfernen einer Dateneinheit vom Ring verantwortlich. Diese Festlegung wird zu einer direkten Quittierung durch den Empfänger benutzt, indem er der weiterlaufenden Dateneinheit die Bestätigung direkt nachfolgen läßt. Der Sender prüft nach Entfernen der zurückkehrenden Dateneinheit die Quittung und führt gegebenenfalls eine Wiederholung durch, wenn er wieder die Sendeberechtigung erhält. In Token Bus-Systemen wird die Quittierung durch Protokolle der höheren Schichten durchgeführt. Beim Token Passing-Verfahren sind Funktionen vorzusehen, die den Verlust oder die Duplizierung der Sendeberechtigung abfangen und die eindeutige Generierung einer neuen Sendeberechtigung veranlassen.

### 2.6.3 CSMA-CD

(Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection)

Das CSMA-CD-Verfahren ist eine Weiterentwicklung der CSMA-Verfahren (siehe Anhang 1). Bei den CSMA-Verfahren werden Kollisionen von Dateneinheiten, verursacht durch ein gleichzeitiges Zugreifen mehrerer Stationen auf das Übertragungsmedium, durch das Ausbleiben einer entsprechenden Quittung festgestellt. Die vollständige Übertragung von Dateneinheiten, die kollidiert sind, beansprucht aber unnötigerweise Kanalkapazität. Zur Verbesserung des Durchsatzes besitzen beim CSMA-CD-Verfahren die Stationen die Fähigkeit, auftretende Kollisionen sofort zu erkennen (siehe Bild 2.12) /20, 33/. Die sendenden Stationen hören hierzu den Kanal ab und vergleichen den Verlauf des Kanalsignals mit dem Verlauf des eigenen Sendesignals. Tritt eine Ungleichheit auf, so ist daraus zu schließen, daß mindestens eine andere Station

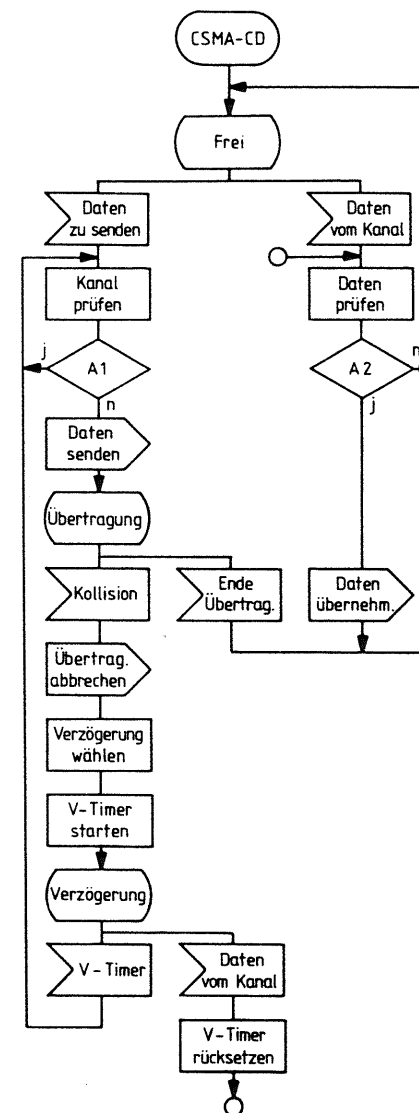


Bild 2.12: CSMA-CD-Verfahren (Ablaufschema)

V-Timer: Timer für Verzögerungszeit

A1: Kanal belegt ?

A2: Empfänger der Daten ?

ebenfalls sendet und somit eine Kollision der Dateneinheiten erfolgt ist. Die beteiligten Stationen brechen die Übertragung ab und leiten das Kollisionsauflösungsverfahren ein. Abhängig von der Anzahl  $(i-1)$  vorangegangener Kollisionen, bezogen auf die gesendete Dateneinheit, wählt jede beteiligte Station eine zufällige Anzahl aus  $2^i$  Zeitscheiben als Verzögerungszeit. Die Länge der Zeitscheiben ist abhängig von der maximalen Laufzeit im System. Nach Ablauf der Verzögerungszeit beobachtet jede beteiligte Station den Kanal. Ist er frei, so erfolgt sofort die Übertragung der Dateneinheit, ist der Kanal belegt, so wartet die Station die laufende Übertragung ab, und belegt dann den Kanal. Bei einer Folgekollision wird der Wert  $i$  um 1 erhöht und das Verfahren wiederholt (binary exponential backoff). Nach einer maximalen Anzahl an Kollisionen wird die betroffene Dateneinheit verworfen und eine Fehlermeldung an die höheren Protokollschichten abgegeben. In der Regel gelingt es, Kollisionen nach wenigen Versuchen aufzulösen.

#### 2.6.4 Prinzipieller Leistungsvergleich der Zugriffsprotokolle

Allen Wettbewerbsprotokollen eigen ist der charakteristische Verlauf des Durchsatzes über der Kanalbelastung  $g_K$ . Mit steigender Belastung steigt der Durchsatz bis zu einem maximalen Wert an, fällt aber bei weiter ansteigender Belastung wieder auf Null zurück. Dieses resultiert aus der stark anwachsenden Anzahl an Kollisionen bei ansteigender Last. Maßgeblicher Parameter für das Durchsatzverhalten dieser Protokolle ist das Verhältnis der maximalen Laufzeit  $T_{\text{lauf}}$  zur mittleren Übertragungszeit  $E[T_T]$  einer Dateneinheit /31/. Im Gegensatz dazu bleibt der Durchsatz bei den Reservierungs- und Auswahlverfahren nach Erreichen eines maximalen Wertes stabil. Bei den Wettbewerbsprotokollen sind aus diesem Grund zusätzliche Maßnahmen zu treffen, um ein lokales Netz immer im stabilen Bereich der Durchsatzkurve zu halten.

Der Vorteil der Wettbewerbsverfahren liegt darin, daß mit sinkender Kanalbelastung die Wartezeiten bis zum erfolgreichen Zugriff auf den Kanal immer geringer werden. Bei den deterministischen Verfahren hingegen erleidet eine sendebereite Dateneinheit immer eine Wartezeit, auch wenn die betreffende Station als Einzige einen Sendewunsch hat (siehe Bild 2.13) /37/, da immer eine gewisse Zeit für die Zuteilungsphase oder bis zum Erhalt der Sendeberechtigung abzuwarten ist. Vorteilhaft für die deterministischen Verfahren ist, daß bezüglich der Wartezeit einer Dateneinheit eine obere Schranke angegeben werden kann /38/. Diese Verfahren finden deshalb starke Beachtung bei Systemen mit Realzeitanforderungen, wie sie zum Beispiel im Bereich der Prozeßautomatisierung zu finden sind.

#### 2.7 Standardisierungen für Lokale Netze

Da nur das Transportsystem von den Netz-Eigenschaften abhängig ist, beschränken sich die speziellen Standards für Lokale Netze auf die Schichten 1 bis 3.

Für die Bitübertragungsschicht (Schicht 1) und die Kanalzugangskontrollschicht (Schicht 2a) liegen von IEEE, ISO und ECMA Standards vor, welche folgende Systeme beschreiben:

- Bussystem mit CSMA-CD-Verfahren /39, 40, 41/,
- Bussystem mit Token Passing-Verfahren /42, 43, 44/,
- Ringsystem mit Token Passing-Verfahren /45, 46, 47/,
- Ringsystem mit Slotted Ring-Verfahren /48/.

Diese Systeme arbeiten mit einer Übertragungsgeschwindigkeit von maximal 10 Mbit/s. Bei ANSI ist ein Standard in Vorbereitung für ein Hochgeschwindigkeitssystem mit einer Übertragungsgeschwindigkeit von 100 Mbit/s, das auf einem Ringsystem mit Token Passing-Verfahren basiert und Lichtwellenleiter als Übertragungsmedium einsetzt /49/.



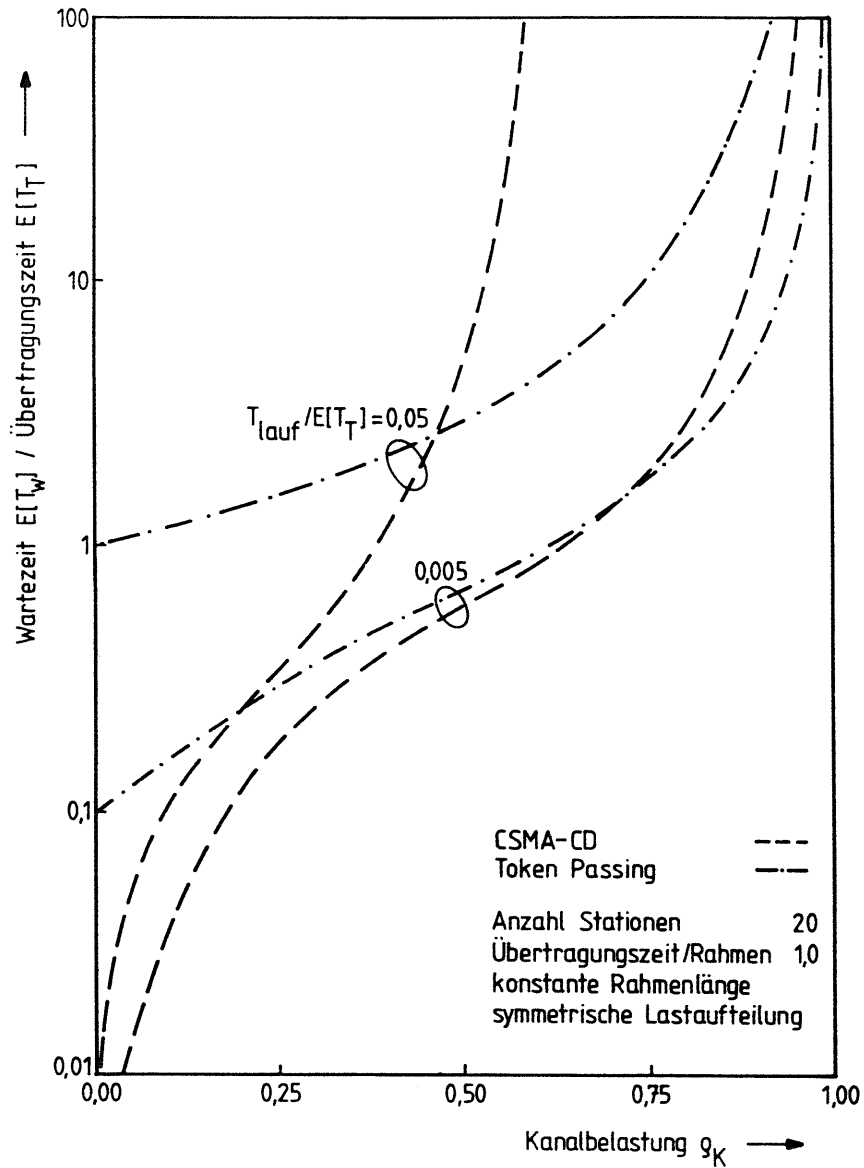


Bild 2.13: Leistungsvergleich von Zugriffsprotokollen  
 statistisches Verfahren : CSMA-CD (1-persistent)  
 deterministisches Verfahren: Token Passing

Für die logische Sicherungsschicht (Schicht 2b) existiert ein IEEE-Standard /11/ und ein vorläufiger Standard von ISO /50/, die den verbindungslosen und verbindungsorientierten Dienst umfassen.

Als Konvergenzprotokolle in der Vermittlungsschicht (Schicht 3) sind nach ISO zum einen die Paketebene der X.25-Norm /51/ und zum anderen ein Protokoll für den verbindungslosen Netzdienst nach DIS 8348 /52/ vorgesehen.

In der Transportschicht ist als Protokoll für einen verbindungsorientierten Dienst das ISO-Transportprotokoll, Klasse 4 /53/ als Standard vorgesehen. Der verbindungslose Transportdienst wird in den Standardisierungsgremien diskutiert /10/.

### 3. Das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection and Dynamic Priorities)

Dieses Kapitel beschreibt das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP. Ausgehend von den Anforderungen wird eine detaillierte Protokollspezifikation durchgeführt. Die Modifikationen des Protokolls zur Behandlung von unsymmetrischem Verkehrsaufkommen, zur Einführung von Prioritäten und zur Kontrolle von temporärer Überlast, sowie die Prozeduren zur Ermittlung der Anzahl aktiver Stationen und zur Erweiterung eines bestehenden Lokalen Netzes werden dargestellt. Ein prinzipieller Vergleich des Protokolls mit dem CSMA-CD-Protokoll und dem Token Passing-Verfahren zeigt die Leistungsfähigkeit des Protokolls auf.

#### 3.1 Anforderungen an das Zugriffsprotokoll

Das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP ist für ein Lokales Netz mit Busstruktur konzipiert. Bei der Definition des Protokolls wurden folgende Anforderungen gestellt:

- Die Regelung des Zugriffs durch die Stationen darf nur einen minimalen Aufwand an Kanalkapazität erfordern. Bei Niedriglast ist ein sofortiger Zugriff auf den freien Kanal zu ermöglichen, bei höherer Last sind die Zugriffswünsche der Stationen zeitlich so zu ordnen, daß ein gleichzeitiges Zugreifen mehrerer Stationen (Kollisionen) verhindert wird. Ebenso sind Folgekollisionen zu vermeiden, so daß kein zusätzlicher Verlust an Kanalkapazität und kein Ansteigen der Transferzeiten durch wiederholte Zugriffsversuche entsteht.
- Die Steuerung des Kanalzugriffs soll vollständig dezentral erfolgen, das heißt, weder strukturell noch funktionell gibt es eine zentrale Instanz, die den Protokoll-Ablauf bestimmt.

- Das Zugriffsprotokoll muß sich leicht an unsymmetrische Verkehrsverhältnisse oder Prioritätsregelungen anpassen können und im Rahmen der verfügbaren Kanalkapazität auch eine Behandlung von Überlast-Situationen erlauben.
- Fehler im Ablauf des Zugriffsprotokolls müssen weich aufgefangen werden, das heißt nach Erkennen eines Fehlers wird durch Wiederholungen und Sicherungsmechanismen versucht, den Fehler zu beseitigen. Bei dauerhaften Fehlern soll eine Neukonfiguration des Systems durchgeführt werden mit dem Ziel, fehlerhafte Systemteile (Stationen) zu isolieren. Fehlfunktionen einer Zugriffs-Station dürfen nur zu einer temporären Beeinträchtigung des gesamten Systems führen.

Die Erfüllung der gestellten Anforderungen erlaubt einen flexiblen Einsatz des Protokolls in verschiedenen Anwendungsbereichen mit unterschiedlichen Systemvorgaben und führt zu einer funktionellen Entlastung der höheren Protokoll-Schichten.

#### 3.2 Spezifikation des Zugriffsprotokolls

Zur Abwicklung des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP besitzen die Zugriffs-Stationen, analog dem CSMA-CD-Protokoll, die Fähigkeit, eine Belegung des Kanals durch eine andere Station zu erkennen (channel sensing). Weiterhin können sie feststellen, ob mehrere Stationen gleichzeitig senden (collision detection). Um die gestellten Anforderungen erfüllen zu können, umfaßt das Protokoll folgende weitere Funktionen:

- Jeder übertragene Daten-Rahmen wird explizit quittiert, um damit eine Synchronisierung aller Zugriffs-Stationen bezüglich des Protokollablaufs zu erzielen. Zusätzlich wird da-

durch eine Sicherung der Daten bereits auf der Kanalzugangs-kontrollschicht (Schicht 2a) erreicht.

Anmerkung: Die Synchronisierung aller Stationen bezüglich des Protokollablaufs kann auch durch eine Kennzeichnung des Endes eines jeden Daten-Rahmens erzielt werden (end flag). Die Absicherung gegen Übertragungsfehler wird in diesem Fall von höheren Protokollschichten übernommen.

- Zur Durchführung der Kanal-Zuteilung nach einer Kollision oder einer erfolgreichen Übertragung werden deterministisch gestaffelte Sendeverzögerungszeiten eingeführt, die sich aus Zeitscheiben zusammensetzen, deren Länge  $T_0$  der doppelten maximalen Laufzeit (propagation delay)  $T_{lauf}$  im Netz entspricht. Jeder Station  $i$  in einem Lokalen Netz, bestehend aus  $N$  Stationen, ist eine Sendeverzögerungszeit  $T_{SV,init}(i)$  als Initialisierungswert zugeordnet:

$$T_{SV,init}(i) \in [1 \cdot T_0, 2 \cdot T_0, \dots, N \cdot T_0]. \quad (3.1)$$

Die Zuordnung dieser Zeiten zu den Stationen kann von den Stationsadressen abgeleitet werden, ist aber unter Berücksichtigung der Eindeutigkeit prinzipiell frei wählbar.

In der Basis-Version des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP werden die Sendeverzögerungszeiten (oder kurz: Verzögerungszeiten) zyklisch (modulo  $N$ ) um den Wert  $T_0$  inkrementiert. Diese Umschaltung erfolgt in allen Stationen sowohl bei Erkennen einer Kollision, als auch bei Feststellen einer erfolgreichen Übertragung durch Auswerten der positiven Quittung. Mit dem zyklischen Vergabeverfahren für die Sendeverzögerungszeiten wird bei symmetrischem Verkehrsaufkommen eine gleichmäßige (faire) Zuteilung der Sendeberechtigungen erzielt. Weitere Zuteilungsstrategien sind im Abschnitt 3.3 beschrieben.

### 3.2.1 Spezifikation aus Sicht des gemeinsamen Übertragungskanals

Aus der Sicht des Übertragungskanals wird das Protokoll durch drei Zustände beschrieben (siehe Bild 3.1).

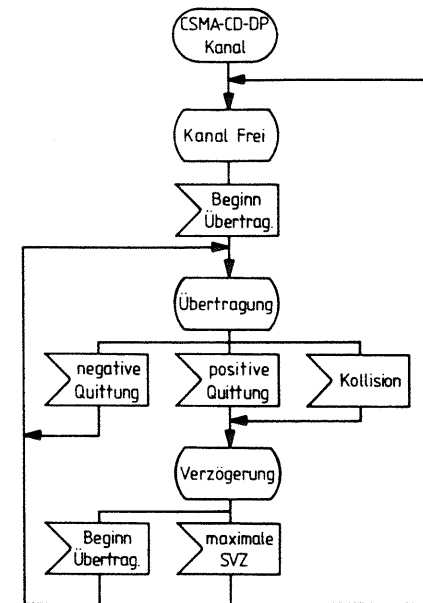


Bild 3.1: Protokoll CSMA-CD-DP: Zustands-Übergangs-Diagramm aus Sicht des Übertragungskanals

SVZ: Sendeverzögerungszeit

Im Zustand "Kanal Frei" befindet sich das Protokoll im Wettbewerbsmodus: Alle Stationen sind gleichberechtigt und können sofort auf den Kanal zugreifen, wenn ein Daten-Rahmen zur Übertragung bereitgestellt wird. Aus Sicht des Übertragungskanals wird

mit Beginn der Übertragung in den Zustand "Übertragung" übergegangen. Während einer laufenden Übertragung prüfen alle Stationen, ob eine Kollision erfolgt ist. Diese Kollisionen können, bedingt durch die endliche Ausbreitungsgeschwindigkeit im Übertragungskanal, in einem kleinen Zeitfenster zu Beginn der ersten Übertragung nach Übergang aus dem Zustand "Kanal Frei" stattfinden, wenn mehrere Stationen den Kanal belegen (siehe Bild 3.2). Die maximale Länge des Zeitfensters  $T_{koll}$  entspricht zwei maximalen Laufzeiten  $T_{lauf}$  im System. Nach Ablauf dieses Zeitintervalls haben alle Stationen eine Belegung des Kanals erkannt. Im Falle einer Kollision geht der Kanal in den Zustand "Verzögerung" über.

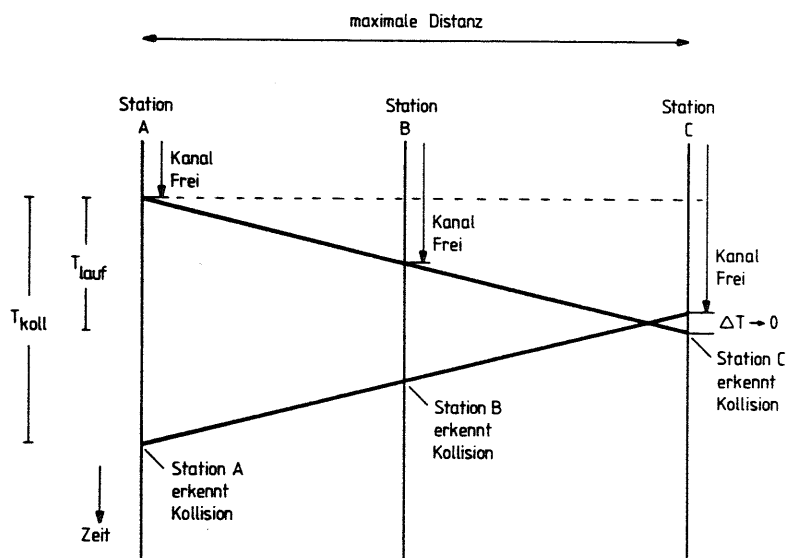


Bild 3.2: Zur Bestimmung des maximalen Zeitfensters  $T_{koll}$  für Kollisionen

$T_{lauf}$ : maximale Laufzeit

Ebenfalls in den Zustand "Verzögerung" wird übergegangen, wenn eine Übertragung erfolgreich war, das heißt, vom Empfänger des Daten-Rahmens positiv quittiert wurde. Im Falle einer negativen Quittung wird ein Daten-Rahmen sofort wiederholt; der Kanal verbleibt im Zustand "Übertragung"

Im Kanal-Zustand "Verzögerung" befindet sich das Protokoll im Reservierungsmodus: Für jede Station ist durch die Sendeverzögerungszeiten ein Zeitpunkt festgelegt, zu dem sie allein sendeberechtigt ist. Der Kanal wird durch diejenige Station belegt, die die kleinste aktuelle Verzögerungszeit aufweist und einen Daten-Rahmen zu senden hat. Alle anderen Stationen erkennen die Belegung des Kanals, bevor sie selbst sendeberechtigt sind und stellen daraufhin ihre Sendeberechtigung zurück. Der Kanal geht wieder in den Zustand "Übertragung" über. Der Wechsel zwischen den Zuständen "Verzögerung" und "Übertragung" läuft solange ab, wie Daten-Rahmen in den Stationen zur Übertragung bereitstehen, beziehungsweise rechtzeitig vor Ablauf der jeweiligen stationspezifischen aktuellen Verzögerungszeit bereitgestellt werden. Findet im Zustand "Verzögerung" bis zum Ablauf der maximalen Verzögerungszeit  $(N+1) \cdot T_0$  keine Übertragung statt, so geht der Kanal wieder in den Zustand "Kanal Frei" über.

### 3.2.2 Spezifikation aus Sicht einer Zugriffs-Station

Aus der Sicht einer Zugriffs-Station zerfällt der Kanal-Zustand "Übertragung" in die Stations-Zustände "Empfang" und "Senden" (siehe Bild 3.3).

Hat eine Station keine Daten-Rahmen zu senden und ist der Kanal im Zustand "Kanal Frei", so befindet sich die Station im Zustand "Station Frei". In den Zustand "Empfang" wird durch Erkennen einer Kanalbelegung übergegangen, der Übergang in den Zustand

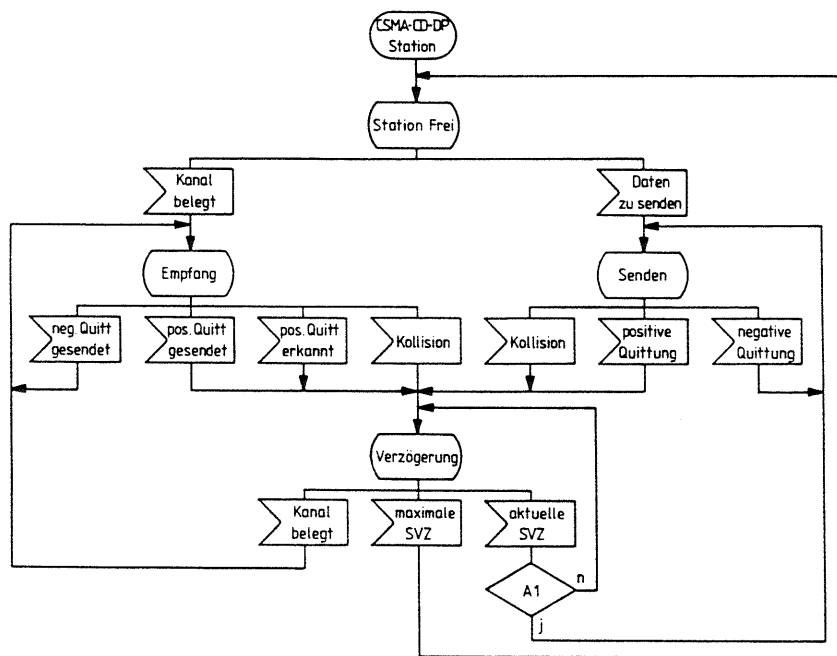


Bild 3.3: Protokoll CSMA-CD-DP: Zustands-Übergangs-Diagramm aus Sicht einer Zugriffs-Station

SVZ: Sendeverzögerungszeit

A1: Daten zum Senden bereitgestellt ?

"Senden" wird durch die Bereitstellung eines Daten-Rahmens zur Übertragung initiiert.

Ist eine Station im Empfangsfall nicht Adressat des übertragenen Daten-Rahmens, so verbleibt sie im Zustand "Empfang" solange, bis sie eine positive Quittung auf dem Kanal erkennt und geht

dann über in den Zustand "Verzögerung". Ist eine Station Empfänger des Daten-Rahmens, so prüft sie den Daten-Rahmen. Ist kein Übertragungsfehler aufgetreten, so bestätigt sie mit einer positiven Quittung und geht ebenfalls in den Zustand "Verzögerung" über. Im Fehlerfall fordert sie durch eine negative Quittung eine Wiederholung der Übertragung an und verbleibt im Zustand "Empfang".

Alle Stationen, die sich im Zustand "Empfang" befinden, prüfen durch eine Zeitüberwachung, ob eine Kollision stattgefunden hat: Ist der Kanal nur in einem Zeitintervall belegt, das kleiner als das Zeitfenster für Kollisionen ist und handelt es sich um die erste Belegung des Kanals nach dem Übergang aus dem Zustand "Kanal Frei", so wird dieses bei allen zuhörenden Stationen als Kollision im Wettbewerbsmodus interpretiert, und es wird in den Zustand "Verzögerung" übergegangen.

Im Zustand "Senden" wird ein Daten-Rahmen übertragen. Eine Kollision wird durch einen bitweisen Vergleich der gesendeten Daten mit den Daten auf dem Kanal erkannt. Bei Feststellen einer Ungleichheit wird die Übertragung sofort abgebrochen und in den Zustand "Verzögerung" übergegangen. Ist keine Kollision aufgetreten, so wartet die betreffende Station das Einlaufen der Bestätigung ab. Bei positiver Quittung erfolgt der Übergang in den Zustand "Verzögerung", bei negativer Quittung wird der Daten-Rahmen wiederholt.

Nach Eintritt in den Zustand "Verzögerung" schaltet jede Station ihre aktuelle Sendeverzögerungszeit gemäß dem vorgegebenen Vergebungsverfahren weiter und beobachtet während dieser Verzögerungszeit den Kanal. Belegt eine andere Station den Kanal innerhalb dieser Zeitspanne, so geht die wartende Station wieder in den Zustand "Empfang" zurück. Läuft die Verzögerungszeit der betreffenden Station ab, so überträgt sie einen der anstehenden Daten-

Rahmen, oder sie wartet, falls sie keinen Rahmen zu übertragen hat, den Ablauf der maximalen Verzögerungszeit  $(N+1) \cdot T_0$  ab und kehrt in den Zustand "Station Frei" zurück. Ein Daten-Rahmen, der bis zum Ablauf der aktuellen Verzögerungszeit in einer freien Station zur Übertragung bereitgestellt wurde, wird zu diesem Zeitpunkt übertragen. Wird ein Daten-Rahmen im Zustand "Verzögerung" nach Ablauf der aktuellen Verzögerungszeit zur Übertragung bereitgestellt, so wartet die betreffende Station die maximale Verzögerungszeit ab, und geht dann sofort in den Zustand "Senden" über. Der Zustand "Station Frei" wird in diesem Fall nur als transientser Zustand durchlaufen.

Der globale Zustand "Empfang" setzt sich aus folgenden Einzelzuständen zusammen (siehe Bild 3.4a):

- Warten auf Kollision: Der Kanal wird hinsichtlich des Auftretens einer Kollision beobachtet und es wird entsprechend in die weiteren Zustände verzweigt.
- Synchronisation: Sowohl im Zustand "Warten auf Kollision" als auch in diesem Zustand versucht jede Station, sich auf die Synchronisationspräambel, die jeder Dateneinheit (Daten-Rahmen, Quittung) vorangestellt ist, aufzusynchronisieren. Wird der Abschluß der Präambel erkannt, kann in den nächsten Zustand übergegangen werden.
- Auswertung: Anhand der Information im Kopf der Dateneinheit erkennt jede Station, ob es sich bei der Nachricht um einen Daten-Rahmen, eine positive oder eine negative Quittung handelt. Durch Auswerten der Adressinformation stellt jede Station fest, ob die Nachricht an sie gerichtet ist. Gemäß dem Resultat dieser Auswertung wird in die Folgezustände verzweigt.

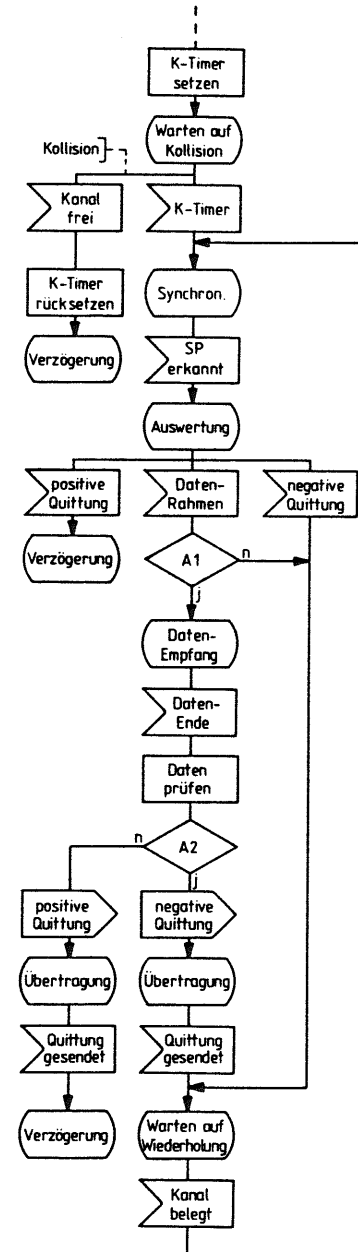


Bild 3.4a:  
 Protokoll CSMA-CD-DP:  
 Einzelzustände des globalen  
 Zustandes "Empfang"

- K-Timer: Timer für Kollisionsszeitfenster
- SP: Synchronisationspräambel
- A1: Empfänger der Daten ?
- A2: Übertragungsfehler aufgetreten ?

- Daten-Empfang: Eine Station wartet in diesem Zustand das vollständige Einlaufen eines Daten-Rahmens ab, prüft den Daten-Rahmen auf Übertragungsfehler (cyclic redundancy check) und sendet entsprechend dem Ergebnis der Überprüfung eine positive oder negative Quittung zurück.
- Warten auf Wiederholung: Eine Station, die eine negative Quittung erkannt hat oder selbst eine negative Quittung abgesandt hat, wartet in diesem Zustand die Wiederbelegung des Kanals durch den Sender eines Daten-Rahmens ab.

Der globale Zustand "Senden" umfaßt folgende Einzelzustände (siehe Bild 3.4b):

- Warten auf Kollision: Die Station beginnt in diesem Zustand mit dem Aussenden eines Daten-Rahmens und prüft den Kanal hinsichtlich des möglichen Auftretens einer Kollision.
- Übertragung: Die betreffende Station fährt in diesem Zustand mit dem Aussenden des Daten-Rahmens fort bis zum Ende der Übertragung.
- Hören am Kanal: In diesem Zustand wird die Antwort des Empfängers (Quittung) erwartet.
- Synchronisation: Dieser Zustand entspricht dem Zustand "Synchronisation" im Empfangsfall.
- Auswertung: Der Inhalt der eingelaufenen Quittung wird geprüft. Bei einer positiven Quittung wird in den Zustand "Verzögerung" übergegangen, bei einer negativen Quittung wird der betreffende Daten-Rahmen nochmals gesendet.

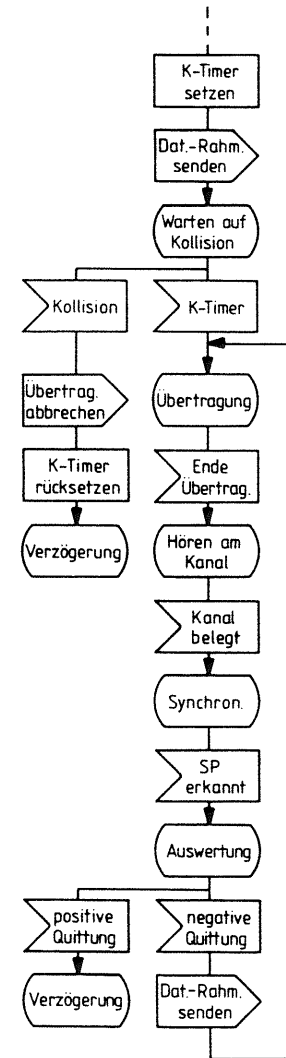


Bild 3.4b: Protokoll CSMA-CD-DP: Einzelzustände des globalen Zustandes "Senden"

K-Timer: Timer für Kollisionszeitfenster  
 SP: Synchronisationspräambel

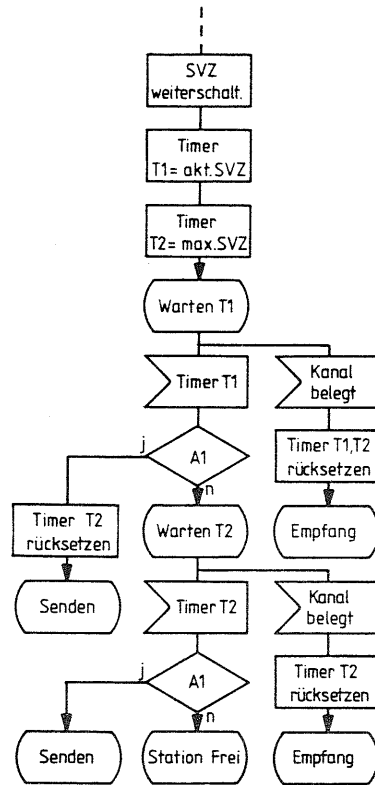


Bild 3.4c: Protokoll CSMA-CD-DP: Einzelzustände des globalen Zustandes "Verzögerung"

- Timer T1: Timer für aktuelle Sendeverzögerungszeit
- Timer T2: Timer für maximale Sendeverzögerungszeit
- SVZ: Sendeverzögerungszeit
- A1: Daten zum Senden bereitgestellt ?

Im Zustand "Verzögerung" (siehe Bild 3.4c) werden die Sendeverzögerungszeiten weitergeschaltet und mittels zweier Timer die aktuelle Sendeverzögerungszeit und die maximale Sendeverzögerungszeit festgelegt. Die Station wartet das Ablaufen dieser Timer ab und beobachtet dabei den Kanal. Wird der Kanal belegt, so wird in den Zustand "Empfang" zurückgegangen. Laufen die Timer ab, so prüft die Station, ob ein Daten-Rahmen bereitgestellt worden ist, und geht gegebenenfalls in den Zustand "Senden" über. Vor Übergang in die Zustände "Senden" oder "Empfang" werden gegebenenfalls die Timer zurückgesetzt.

### 3.3. Vergabeverfahren für Sendeberechtigungen

Das zyklische Weiterschalten der Sendeverzögerungszeiten führt zu einer gleichmäßigen Zuteilung der Kanalkapazität an alle Zugriffs-Stationen. Dieses Verfahren ist somit optimal, wenn die Stationen eines Systems gleichberechtigt sein sollen und wenn sie ein annähernd gleiches Verkehrsaufkommen haben. Zur Berücksichtigung spezieller Systemverhältnisse kann das zyklische Vergabeverfahren gegen andere Vergabeverfahren ausgetauscht werden, mit denen, entsprechend der Vorgaben, wieder ein optimales Systemverhalten erzielt wird.

#### 3.3.1 Statische Prioritäten

Die Übertragung von Daten mit unterschiedlicher Dringlichkeit erfordert die Einführung von Prioritäten. Eine stationsbezogene Priorisierung der Sendeberechtigungen wird durch eine feste Vergabe der Sendeverzögerungszeiten realisiert. Jeder Zugriffs-Station wird in diesem Fall eine Sendeverzögerungszeit zugeordnet, die bei Durchlaufen des Verzögerungszustandes nicht geändert wird.



Die Station mit der kleinsten Verzögerungszeit erhält somit die höchste Priorität im System. Dieses Verfahren entspricht dem Vergabeverfahren für die Sendeberechtigungen im HYPERchannel-System /54/.

Die Zuordnung statischer Prioritäten führt zu einer andauernden Diskriminierung der Stationen mit niedrigen Prioritäten bezüglich der wahrnehmbaren Zugriffsberechtigungen und kann im Extremfall zu einer Monopolisierung des Kanals durch die Stationen mit hoher Priorität führen. Deshalb ist dieses Verfahren nur sinnvoll für eine relativ kleine Anzahl von Zugriffs-Stationen oder bei sehr niedrigem Verkehrsaufkommen in Stationen mit hoher Priorität. Ein verbessertes Verfahren zur Einführung von stationsbezogenen Prioritäten wird im Abschnitt 3.3.4 angegeben.

### 3.3.2 Komplementäres Vergabeverfahren

Unsymmetrisches Verkehrsaufkommen in den einzelnen Zugriffs-Stationen führt bei Anwendung des zyklischen Weiterschaltens der Verzögerungszeiten zu einer ungleichen Behandlung der einzelnen Zugriffs-Stationen (siehe Abschnitt 5.2.2.2). Eine Station, die in der logischen Reihenfolge der Stationen einer hochbelasteten Station nachgeordnet ist, erfährt eine höhere Wartezeit, als eine Station mit gleichem Verkehrsaufkommen, die in der Reihenfolge vor der hochbelasteten Station steht. Dieses Verhalten kann kompensiert werden, wenn jeder Station zwei komplementäre Sendeverzögerungszeiten zugeteilt werden, die abwechselnd nach einer erfolgreichen Übertragung beziehungsweise einer Kollision im System wirksam werden /55/.

Für eine Station  $i$ ,  $i = 1, 2, \dots, N$ , berechnen sich die beiden Verzögerungszeiten zu:

$$T_{SV,1}(i) = i \cdot T_0 \quad (3.2a)$$

$$T_{SV,2}(i) = (N+1-i) \cdot T_0. \quad (3.2b)$$

### 3.3.3 Reversibel-zyklisches Vergabeverfahren

Ein zweites Vergabeverfahren, welches im Gegensatz zum komplementären Vergabeverfahren nur eine Verzögerungszeit benötigt, aber ein ähnliches Verhalten eines Systems bei unsymmetrischen Verkehrsverhältnissen bewirkt, arbeitet mit einer reversibel-zyklischen Weiterschaltung der Sendeverzögerungszeiten. Ab dem Initialisierungswert  $T_{SV,init}(i)$  werden die Verzögerungszeiten zyklisch (modulo  $N$ ) inkrementiert und nach Erreichen des Wertes  $[T_{SV,init}(i) - T_0] \text{ modulo } N$  ebenso wieder dekrementiert. Um die gleiche Zykluslänge wie beim zyklischen Verfahren zu erhalten, werden die Werte  $T_{SV,init}(i)$  und  $[T_{SV,init}(i) - T_0] \text{ modulo } N$  zweimal nacheinander benutzt.

### 3.3.4 Bildung von Zugriffs-Stationenklassen

Die Einführung von Stationsklassen ermöglicht eine flexible Anpassung an unterschiedliche Systembedingungen. Die Gesamtmenge aller Zugriffs-Stationen wird in mehrere Klassen aufgeteilt, wobei die Klassengröße unterschiedlich sein darf. Jede dieser Klassen erhält eine der Klassengröße entsprechende Anzahl an Verzögerungszeiten zugeteilt. Innerhalb jeder Klasse wird die Vergabe der Verzögerungszeiten unabhängig von den anderen Klassen festgelegt. So kann innerhalb einer Klasse durch Anwendung des statischen Vergabeverfahrens wieder eine stationsbezogene

Priorisierung hergestellt werden oder durch Einsatz des zyklischen Vergabeverfahrens ein gleichberechtigtes Verhalten erreicht werden. Desgleichen ist eine klassenbezogene Kompensation der Wartezeiten bei unsymmetrischem Verkehrsaufkommen möglich. In Analogie zu den statischen Prioritäten ist bei diesem Vergabeverfahren für die Priorität einer Klasse von Zugriffs-Stationen die Länge der mittleren Sendeverzögerungszeit der betreffenden Klasse entscheidend. Sie errechnet sich zu:

$$E[T_{SV}(kl)] = \frac{1}{N(kl)} \cdot \sum_{i=1}^{N(kl)} T_{SVZ}(kl,i) \quad (3.3)$$

mit:  $kl = 1, 2, \dots$  Stationsklasse  
 $N(kl)$ : Anzahl Stationen in der Stationsklasse  $kl$   
 $T_{SV}(kl,i)$ : Sendeverzögerungszeit der Station  $i$  in der Stationsklasse  $kl$ .

Durch die Aufteilung der Stationen in Klassen und durch eine entsprechende Zuteilung der Verzögerungszeiten zu den einzelnen Stationsklassen können begrenzte Wartezeiten oder Transferzeiten realisiert werden (siehe Abschnitt 5.2.2.4).

### 3.3.5 Zusammenfassung der Vergabeverfahren

In Tabelle 3.1 sind die verschiedenen Vergabeverfahren für die Sendeberechtigungen am Beispiel von fünf Zugriffs-Stationen zusammenfassend dargestellt. Bei der Aufteilung in Stationsklassen ist angenommen, daß zwei Stationsklassen vorhanden sind, und daß das Weiterschalten innerhalb jeder Klasse zyklisch erfolgt.

Vergabeverf.	zyklisch	statisch	komplement.	rev.-zykl.	Aufteilung in Stationsklassen	
					Kl. 1	Kl. 2
St.-Nr.	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2	3 4 5
Zyklus						
1	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	1 2	3 4 5
2	2 3 4 5 1	1 2 3 4 5	5 4 3 2 1	2 3 4 5 1	2 1	4 5 3
3	3 4 5 1 2	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	3 4 5 1 2	1 2	5 3 4
4	4 5 1 2 3	1 2 3 4 5	5 4 3 2 1	4 5 1 2 3	2 1	3 4 5
5	5 1 2 3 4	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	5 1 2 3 4	1 2	4 5 3
6	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	5 4 3 2 1	5 1 2 3 4	2 1	5 3 4
7	2 3 4 5 1	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	4 5 1 2 3	1 2	3 4 5
8	3 4 5 1 2	1 2 3 4 5	5 4 3 2 1	3 4 5 1 2	2 1	4 5 3
9	4 5 1 2 3	1 2 3 4 5	1 2 3 4 5	2 3 4 5 1	1 2	5 3 4
10	5 1 2 3 4	1 2 3 4 5	5 4 3 2 1	1 2 3 4 5	2 1	3 4 5

Tabelle 3.1: Verlauf der Sendeverzögerungszeiten bei verschiedenen Vergabeverfahren  
 Dargestellt ist die Anzahl Zeitscheiben  $T_0$  pro Station für jeden Durchlauf durch den Zustand "Verzögerung".

### 3.4 Überlastkontrolle

Die Vergabeverfahren für die Sendeverzögerungszeiten stellen für statische Verkehrsverhältnisse eine optimale Zuteilung der Kanal-kapazität sicher. Für den Fall kurzzeitig auftretender Überlast in einzelnen Stationen (zum Beispiel bei File-Transfer) kann eine Überlastkontrolle eingerichtet werden, um die Kanal-kapazität entsprechend dem wechselnden Verkehrsaufkommen zuzuteilen. Die Abwicklung dieser Überlastkontrolle erfordert nur einen geringen Mehraufwand im Zugriffsprotokoll und keine zusätzliche Kanal-kapazität. Durch eine entsprechende Festlegung der Kontrollparameter kann sogar ein steuerungstechnisch optimales Verhalten erreicht werden.

### 3.4.1 Sender-Überlastkontrolle

Die Überlastkontrolle einer Zugriffs-Station in Senderichtung erfolgt nach einer Zweipunkt-Regelung. Überschreitet die aktuelle Anzahl der zur Übertragung anstehenden Daten-Rahmen einen Schwellwert  $Q_1$ , so setzt die überlastete Station im Kopf eines jeden Daten-Rahmens eine Status-Information und sendet nach normalem Erhalt einer Sendeberechtigung die Daten-Rahmen in ununterbrochener Reihenfolge und mit der kleinsten Sendeverzögerungszeit  $1 \cdot T_0$ . Anhand der Status-Information erkennen alle anderen Stationen die Überlast-Situation und verzichten auf ihre Sendeberechtigungen. Nach Unterschreiten einer Schwelle  $Q_2$  in der überlasteten Station setzt diese die Status-Information im letzten gesendeten Daten-Rahmen zurück; in allen Stationen wird daraufhin wieder das normale Vergabeverfahren für die Verzögerungszeiten wirksam. Eine dauerhafte Monopolisierung des Kanals durch eine überlastete Station wird dadurch ausgeschlossen, daß die Anzahl ausgesandter Daten-Rahmen mit gesetzter Status-Information begrenzt wird. Nach Erreichen dieser Grenze wird die Status-Information unabhängig von der Anzahl der wartenden Daten-Rahmen zurückgesetzt. Damit ist sichergestellt, daß alle Stationen innerhalb eines begrenzten Zeitintervalls mindestens eine Sendeberechtigung erhalten.

### 3.4.2 Empfänger-Überlastkontrolle

Eine begrenzte Aufnahmekapazität der Zugriffs-Stationen beziehungsweise die begrenzte Abnahmegeschwindigkeit des empfangenden Teilnehmers können zu einem Speicherüberlauf im Empfangspfad der Zugriffs-Stationen führen. Zur Entzerrung dieser Überlastsituation und um Kanalbelegungen aufgrund nutzloser Wiederholungen zu vermeiden, hat eine empfangende Station die Möglichkeit, eine sofortige Wiederholung einer Übertragung zu verhindern, indem

sie eine entsprechende Status-Information in der zurückgesandten Quittung setzt. Der Absender des Daten-Rahmens stellt in diesem Fall die Übertragung bis zu seiner nächsten Sendeberechtigung zurück und wiederholt dann erst den betreffenden Daten-Rahmen. Obwohl der Daten-Rahmen nicht angenommen wurde, wird die Übertragung positiv quittiert, damit der Kanal freigegeben wird, und die Stationen im normalen Protokollablauf fortfahren können.

### 3.5 Rundsendeverkehr

Die Benutzung eines gemeinsamen Übertragungskanals erlaubt das gleichzeitige Ansprechen mehrerer oder aller Teilnehmer durch eine Daten-Übertragung (siehe Abschnitt 2.3). Dieser Rundsendeverkehr wird durch das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP ebenfalls unterstützt. Ein Daten-Rahmen, der als Rundsendenachricht (broadcast message) gekennzeichnet ist, wird von allen Stationen wie eine Einzelnachricht behandelt. Da somit alle empfangenden Stationen eine Quittung absenden müssen, ist eine Vorgabe für die Reihung der Quittungen erforderlich, die von den aktuellen Verzögerungszeiten abgeleitet wird (siehe Bild 3.5). Der Sendzeitpunkt für eine Quittung einer Station  $i$  mit der aktuellen Verzögerungszeit  $T_{SV,akt}(i) = X_{akt}(i) \cdot T_0$  berechnet sich zu:

$$T_q(i) = X_{akt}(i) \cdot T_0 + (X_{akt}(i) - 1) \cdot T_{quitt} \quad (3.4)$$

mit  $T_{quitt}$ : Übertragungszeit für eine Quittung.

Der Sender einer Rundsendenachricht stellt anhand der Anzahl der eintreffenden positiven Quittungen die ordnungsgemäße Übertragung fest. Treffen  $(N-1)$  positive Quittungen ein, so ist die Rundsendenachricht erfolgreich übertragen worden. Im Falle einer oder mehrerer fehlender oder negativer Quittungen wird die Rundsendenachricht wiederholt, wobei die Anzahl der Wiederholungen

wiederum begrenzt ist. Alle empfangenden Stationen zählen die Anzahl der Quittungen, um den Abschluß der Übermittlung einer Rundsendenachricht festzustellen und überwachen anschließend den Kanal für eine festgelegte Zeit, um eine eventuelle Wiederholung zu erkennen. Ist nach Ablauf dieses Zeitintervalls der Kanal nicht belegt worden, wird durch Durchlaufen des Zustandes "Verzögerung" in den normalen Protokollablauf zurückgekehrt. Um die Wahrscheinlichkeit für ein fehlerhaftes Auseinanderlaufen der Verzögerungszeiten zu verringern, werden durch die positiven Quittungen für eine Rundsendenachricht die Verzögerungszeiten nicht weitergeschaltet.

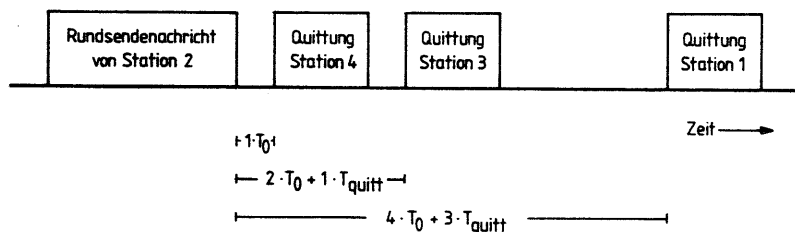


Bild 3.5: Zum zeitlichen Ablauf bei Übertragung einer Rundsende-Nachricht

Anzahl Stationen:	4
Stationsnummer:	1 2 3 4
aktuelle Verzögerungszeit:	
$T_{SV,akt}/T_0$	4 3 2 1

### 3.6 Sicherungsmechanismen gegen Fehler im Protokoll-Ablauf

Gemäß den Anforderungen nach Abschnitt 3.1 sind im Zugriffsprotokoll zusätzliche Schutzmechanismen gegen auftretende Fehler vorgesehen. Diese Mechanismen erkennen und beheben:

- das Nichtsynchronisieren einer Zugriffs-Station auf eine Synchronisationspräambel,
- das andauernde Belegen des Kanals durch eine Zugriffs-Station,
- das Nichtantworten einer Zugriffs-Station auf einen an sie gerichteten Daten-Rahmen,
- das fehlerhafte Auftreten von identischen Sendeverzögerungszeiten.

Das Erkennen der Synchronisationspräambel einer Daten-Einheit (Daten-Rahmen, Quittung) wird in jeder Station zeitüberwacht (siehe Bild 3.6a). Wird das Ende der Präambel nicht erkannt, können die nachfolgenden Informationen nicht ausgewertet werden.

Das Aussenden eines Daten-Rahmens wird ebenfalls zeitüberwacht, um eine Dauerbelegung des Kanals zu verhindern (jabber function). Nach Ablauf eines Zeitintervalls, das der maximalen Länge eines Daten-Rahmens entspricht, wird eine weitere Aussendung unterbrochen (siehe Bild 3.6b).

In beiden Fehlerfällen trennt sich die betroffene Station vom System, testet sich selbst und schaltet sich, falls der Test erfolgreich war, wieder an das System an. Die Station befindet sich dann im Zustand "Station Frei". War der Selbsttest nicht erfolgreich, so bleibt die Station vom System getrennt.

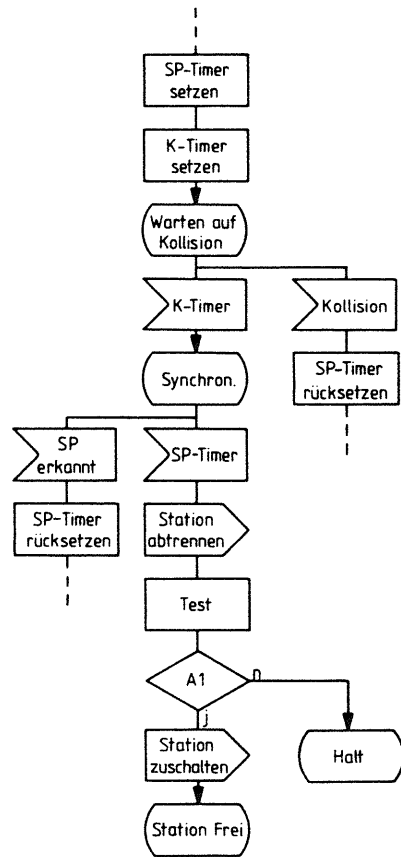


Bild 3.6a: Überwachung der Synchronisierung einer Station dargestellt bei Empfang eines Daten-Rahmens

SP-Timer: Timer für das Erkennen der Synchronisationspräambel

K-Timer: Timer für das Kollisionszeitfenster

A1: Selbsttest erfolgreich ?

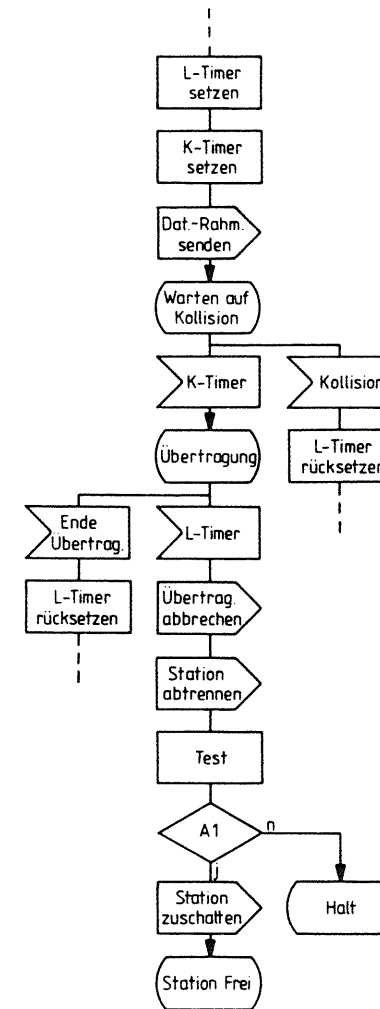


Bild 3.6b: Überwachung der maximalen Daten-Rahmen-Länge

K-Timer: Timer für das Kollisionszeitfenster

L-Timer: Timer für maximale Länge eines Daten-Rahmens

A1: Selbsttest erfolgreich ?

Die ordnungsgemäße Quittierung eines gesendeten Daten-Rahmens wird durch den Sender überwacht (siehe Bild 3.6c): Trifft innerhalb einer Zeitspanne, die sich ergibt aus zweimal der maximalen Laufzeit  $T_{lauf}$  und der Reaktionszeit  $T_{reak}$  des Empfängers, keine Bestätigung ein, so interpretiert der Sender des Daten-Rahmens dieses als negative Quittung und wiederholt den Daten-Rahmen. Wird die maximal zulässige Anzahl an Wiederholungen erreicht, so verwirft der Sender den Daten-Rahmen und sendet selbst eine positive Quittung (Freigabe-Quittung). Dadurch wird der Kanal wieder freigegeben und die Stationen fahren im normalen Ablauf des Zugriffsprotokolls fort. Eine Blockierung des Systems durch eine nichtantwortende Station oder durch einen Hardware-Fehler in einer Station, der zu einer andauernden negativen Quittierung führt, wird dadurch verhindert.

Ist eine Station zeitweilig vom System getrennt, zum Beispiel um einen Selbsttest durchzuführen oder erkennt eine Station aufgrund eines Fehlers im Empfangspfad oder bei der Auswertung eine positive Quittung nicht, so besteht die Möglichkeit, daß die Verzögerungszeiten in diesen Stationen nicht ordnungsgemäß weiterschaltet worden sind. In diesem Fall existieren in verschiedenen Stationen identische Verzögerungszeiten. Solange die betroffenen Stationen ihre Sendeberechtigungen im Reservierungsmodus nicht gleichzeitig ausnutzen, entsteht dadurch noch kein Fehler im Protokollablauf. Greifen aber zwei Stationen mit identischen Verzögerungszeiten auf den Kanal zu, so entsteht eine Kollision. Alle Stationen stellen diese Kollision mittels der normalen Kollisionserkennung fest. Da aber die Kollision aufgrund identischer Verzögerungszeiten nach Übergang aus dem Zustand "Verzögerung" auftritt, kann sie von einer normalen Kollision im Wettbewerbsmodus unterschieden werden (siehe Bild 3.6d). Die sendenden Stationen brechen ihre Übertragung ab, und alle Stationen setzen ihre Sendeverzögerungszeiten auf die Initialisierungswerte. Nach dieser Initialisierung gehen alle Stationen

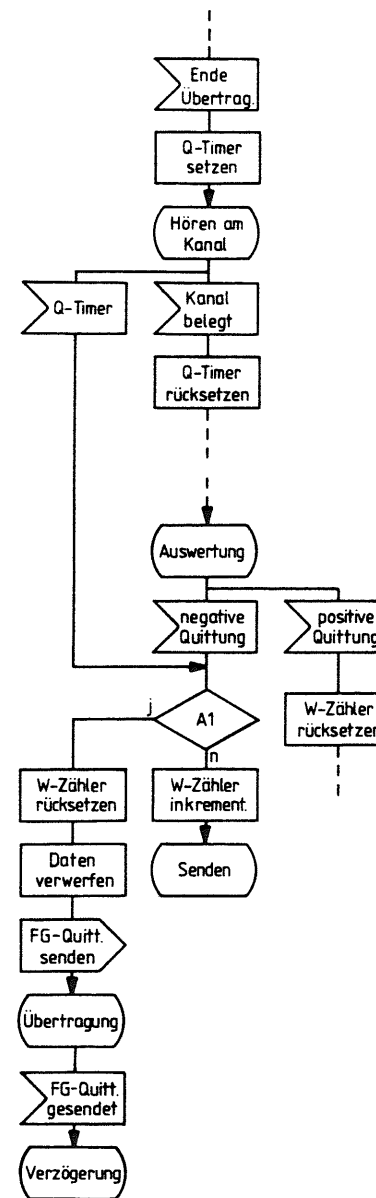
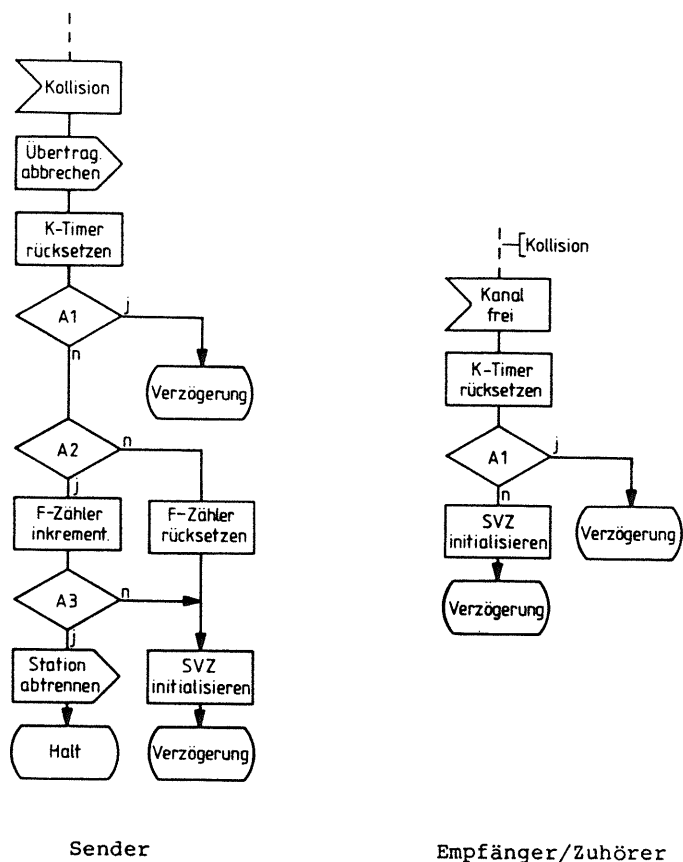


Bild 3.6c:  
Überwachung der Quittierung

- Q-Timer: Timer für Quittierungszeit
- W-Zähler: Wiederholungszähler
- A1: maximal zulässige Anzahl an Wiederholungen erreicht ?
- FG-Quitt.: Freigabe-Quittung



in den Zustand "Verzögerung" über und fahren im normalen Protokollablauf fort. Jede Station prüft darüberhinaus mittels eines Zählers, ob dieser Fehler bei mehreren aufeinanderfolgenden Sendungen der betreffenden Station aufgetreten ist. Trifft dieses zu, so wird angenommen, daß in der Station ein permanenter Fehler (Hardware-Fehler) bei der Ermittlung der Verzögerungszeiten auftritt und die Station trennt sich vom System.

Anmerkung: Eine Station, die zeitweilig vom System getrennt war, hat beim Zuschalten keine Kenntnis über den aktuellen Protokollzustand (Wettbewerbs- oder Reservierungsmodus), so daß die Station beim Auftreten einer Kollision möglicherweise eine falsche aktuelle Verzögerungszeit benutzt. Erst nach einer sich daraus ergebenden weiteren Kollision aufgrund identischer Verzögerungszeiten und der nachfolgenden Initialisierung der Verzögerungszeiten ist die Station wieder vollständig in den gesamten Ablauf integriert.

### 3.7 Ermittlung der Anzahl aktiver Stationen

Der Aufwand an Kanalkapazität zur Kanalzuteilung (Overhead) wird weiter verkleinert, wenn nur die aktiven (eingeschalteten) Stationen an dem Vergabeverfahren beteiligt werden. Zur Ermittlung der Anzahl aktiver Stationen im Netz wird eine Prozedur benutzt, die auf dem Quittierungsverfahren für eine Rundsendenachricht basiert. Angestoßen durch einen Timer, sendet eine ausgewählte Station (Master-Station) eine spezielle Rundsendenachricht aus. Auf diese Nachricht hin unterbrechen alle Stationen den normalen Protokollablauf und starten zwei Timer (siehe Bild 3.7): Timer  $T_1$  bestimmt für jede Station den Sendezeitpunkt ihrer Quittung und leitet sich aus der festen Grundeinstellung (Defaultwert) für die Sendeverzögerungszeit einer Station  $i$  ab:

Bild 3.6d: Verhalten bei identischen Sendeverzögerungszeiten

- SVZ: Sendeverzögerungszeit
- F-Zähler: Zähler für Kollisionen aufgrund identischer Sendeverzögerungszeiten
- A1: Erste Übertragung nach Übergang aus Zustand "Station Frei" ?
- A2: Letzte Übertragung kollidiert ?
- A3: F-Zähler auf maximal zulässigen Wert ?

$$T_1(i) = X_{init}(i) \cdot T_0 + (X_{init}(i) - 1) \cdot T_{quitt} \quad (3.5)$$

mit  $X_{init} = T_{SV,init} / T_0$  (siehe Abschnitt 3.2).

Timer  $T_2$  legt das Ende der Prozedur fest und ergibt sich aus der maximalen Anzahl an Zugriffs-Stationen zu:

$$T_2 = N \cdot T_0 + N \cdot T_{quitt} \quad (3.6)$$

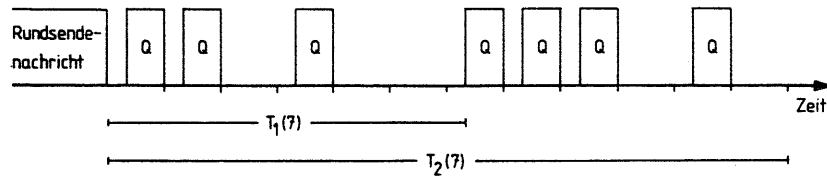


Bild 3.7: Zum zeitlichen Ablauf bei der Ermittlung der Anzahl der aktiven Stationen

Anzahl Stationen: 12  
 aktive Stationen (Nummer): 1,2,4,7,8,9,11

Station Nr. 7:  
 Anzahl Quittungen in  $T_1(7)$ : 3  
 Initialisierungswert für Anzahl Zeitscheiben: 4  
 Anzahl Quittungen in  $T_2(7)$ : 7  
 Anzahl aktiver Stationen: 7

Jede Station zählt die Quittungen, die sie auf dem Übertragungskanal erkennt. Die Anzahl Quittungen, die eine Station bis zum Ablauf des Timers  $T_1$  hört, definiert, erhöht um 1, ihren derzeit gültigen Initialisierungswert für die Anzahl der Zeitscheiben

(Sendeverzögerungszeit). Die Anzahl Quittungen, die bis zum Ablauf des Timers  $T_2$  gesendet wurden, entspricht der aktuellen Anzahl aktiver Zugriffs-Stationen und bestimmt damit die maximal notwendige Anzahl an Zeitscheiben zur Zuteilung der Kanalkapazität. Auch die Master-Station quittiert die Rundsendenachrichtigung, um sicherzustellen, daß die Anzahl aktiver Stationen korrekt ermittelt wird.

In allen Stationen wird der maximale Abstand zwischen zwei aufeinanderfolgenden Prozeduren überwacht und bei Ansprechen dieser Zeitüberwachung angenommen, daß die derzeitige Master-Station ausgefallen (abgeschaltet) ist. Die Prozedur wird in diesem Fall durch eine andere Station gestartet. Diese neue Master-Station wird anhand ihrer Stationsadresse aus allen aktiven Stationen ausgewählt: Nach Ansprechen der Zeitüberwachung wird in jeder aktiven Station ein weiterer Timer gestartet, dessen Dauer proportional zur Stationsadresse ist. Hört eine Station bis zum Ablauf ihres Timers keine Rundsendenachrichtigung auf dem Kanal, so wird diese Station neue Master-Station und sendet die Nachricht aus; andernfalls hat eine Station mit niedrigerer Adresse die Aufgabe der Master-Station übernommen und die Prozedur gestartet. Dadurch ist sichergestellt, daß auch durch den gleichzeitigen Ausfall mehrerer Stationen das Starten der Prozedur nicht verhindert wird.

Nach Ablauf der Timer  $T_2$  gehen alle Stationen wieder in den normalen Protokollablauf über und durchlaufen den Zustand "Verzögerung" unter Benutzung der neu bestimmten Werte.



### 3.8 Zuschalten einer neuen Station

Die Erweiterung eines Lokalen Netzes durch Zuschalten einer neuen Station bei laufendem System erfordert eine Modifikation in der Zuteilung der Sendeverzögerungszeiten (siehe Bild 3.8).

Die Sendeverzögerungszeit  $1 \cdot T_0$  wird in diesem Fall für die Anmeldung einer neuen Station reserviert: Die Sendeverzögerungszeiten der Stationen werden aus  $2 \cdot T_0, \dots, (N+1) \cdot T_0$  ausgewählt. Eine neuzugeschaltete Station führt eine interne Initialisierung durch und prüft den Kanal. Ist der Kanal belegt, wartet sie auf den Beginn des Reservierungsmodus, das heißt, sie wartet auf das Durchlaufen einer positiven Quittung. Quittungen für eine Rundsendenachricht und für Daten-Rahmen mit gesetztem Überlast-Status werden hierbei nicht berücksichtigt. Nach Erkennen einer positiven Quittung, oder wenn bei der Prüfung der Kanal als frei erkannt worden ist, sendet die neue Station eine entsprechend gekennzeichnete Anmeldung als Rundsendenachricht aus, die aber von den anderen Stationen nicht quittiert wird. War der Kanal frei, so prüft die neue Station während der Übertragung der Nachricht, ob eine Kollision auftritt. Ist dies der Fall, wird die Übertragung abgebrochen und auf den Beginn des nächsten Reservierungsmodus (Durchlaufen einer positiven Quittung) gewartet. Mit der Anmeldung wird die Adresse der neuen Station im System bekannt. Die Station mit der kleinsten aktuellen Sendeverzögerungszeit sendet nach Ablauf ihrer Verzögerungszeit eine Antwort an die neue Station, durch die die neue Anzahl an Stationen im System mitgeteilt wird. Alle anderen Stationen übernehmen die Adresse der neuen Station und die neue Anzahl an Stationen im System. Die neue Station bestätigt mit einer Quittung diese Antwort. Dadurch werden alle Stationen veranlasst, ihre Sendeverzögerungszeiten auf die Initialisierungswerte zurückzusetzen. Beim zyklischen und reversibel-zyklischen Vergabeverfahren erhält die neue Station  $(N_{\text{neu}} + 1) \cdot T_0$  als Initialisierungswert. Beim komplementären

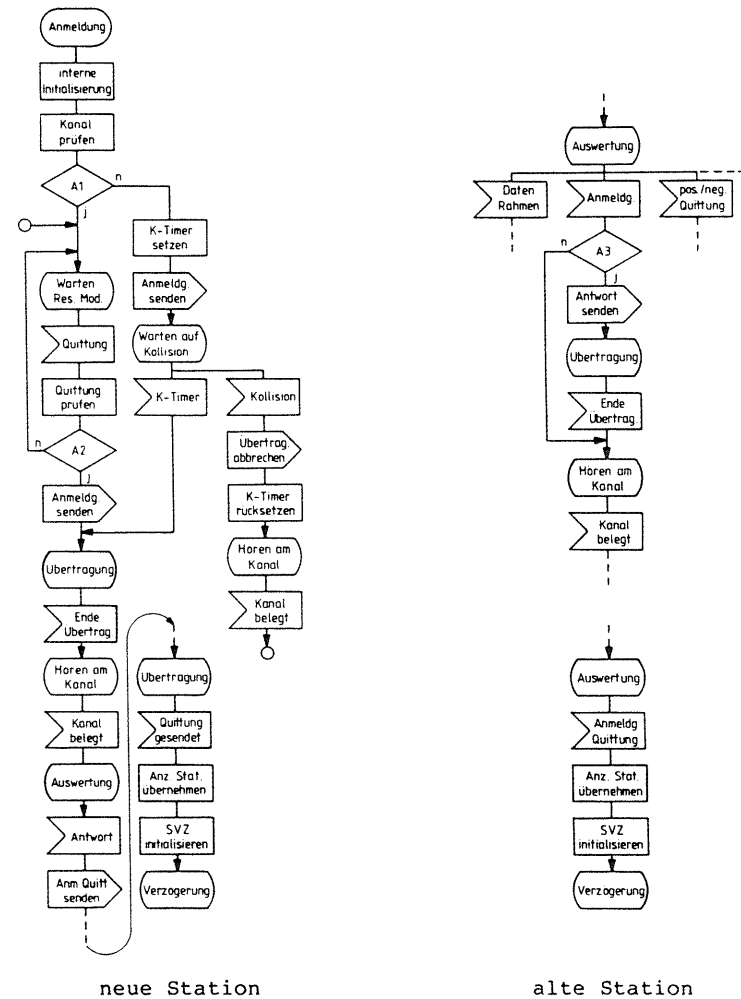


Bild 3.8: Zuschalten einer neuen Station

- Res. Mod.: Reservierungsmodus
- K-Timer: Timer für Kollisionszeitfenster
- SVZ: Sendeverzögerungszeit
- A1: Kanal belegt ?
- A2: Positive Quittung auf Einzelnachricht ?
- A3: Kleinste aktuelle Sendeverzögerungszeit ?

Vergabeverfahren sind es die Werte  $2 \cdot T_0$  und  $(N_{\text{neu}}+1) \cdot T_0$  und alle alten Stationen ändern ihre Initialisierungswerte entsprechend ab. Der normale Protokollablauf wird dann wieder durch Übergang aller Stationen in den Zustand "Verzögerung" erreicht.

Fehlerfälle in der Anmelde-Prozedur wie Initialisierungsfehler in der neuen Station oder Nichtantworten der Station mit kleinster aktueller Verzögerungszeit können durch entsprechende Erweiterungen der Anmelde-Prozedur abgefangen werden.

### 3.9 Leistungsvergleich mit CSMA-CD und Token Passing

Für einen prinzipiellen Leistungsvergleich des CSMA-CD-DP-Protokolls mit dem CSMA-CD-Protokoll und dem Token Passing-Verfahren wird die mittlere Wartezeit eines Daten-Rahmens  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$  der Daten-Rahmen als Funktion der Kanalbelastung  $g_K$  betrachtet (siehe Bild 3.9).

Im Niedriglastbereich verhält sich das Protokoll CSMA-CD-DP wie das CSMA-CD-Protokoll: Hat nur eine Station einen Daten-Rahmen zu senden und ist der Kanal frei, so kann die Übertragung sofort erfolgen; die Wartezeit eines Daten-Rahmens bis zur Übertragung geht gegen Null, wenn die Last gegen Null geht. Bei Hochlast arbeitet das CSMA-CD-DP-Protokoll hingegen wie ein Token Passing-Protokoll: Hat jede Station einen Daten-Rahmen zu senden, so wird immer nach der kleinstmöglichen Verzögerungszeit  $1 \cdot T_0$  der Kanal durch eine Übertragung belegt; das Protokoll verbleibt immer im Reservierungsmodus. Dieses entspricht dem Weiterreichen eines virtuellen Tokens von Station zu Station in der Zeit  $T_0$ . Das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP vereinigt somit die Vorteile der Wettbewerbsverfahren im Niedriglastbereich mit den Vorteilen der Reservierungsverfahren im Hochlastbereich (siehe Abschnitt 2.6.9). Steigt die Anzahl der zur Übertragung bereitgestellten

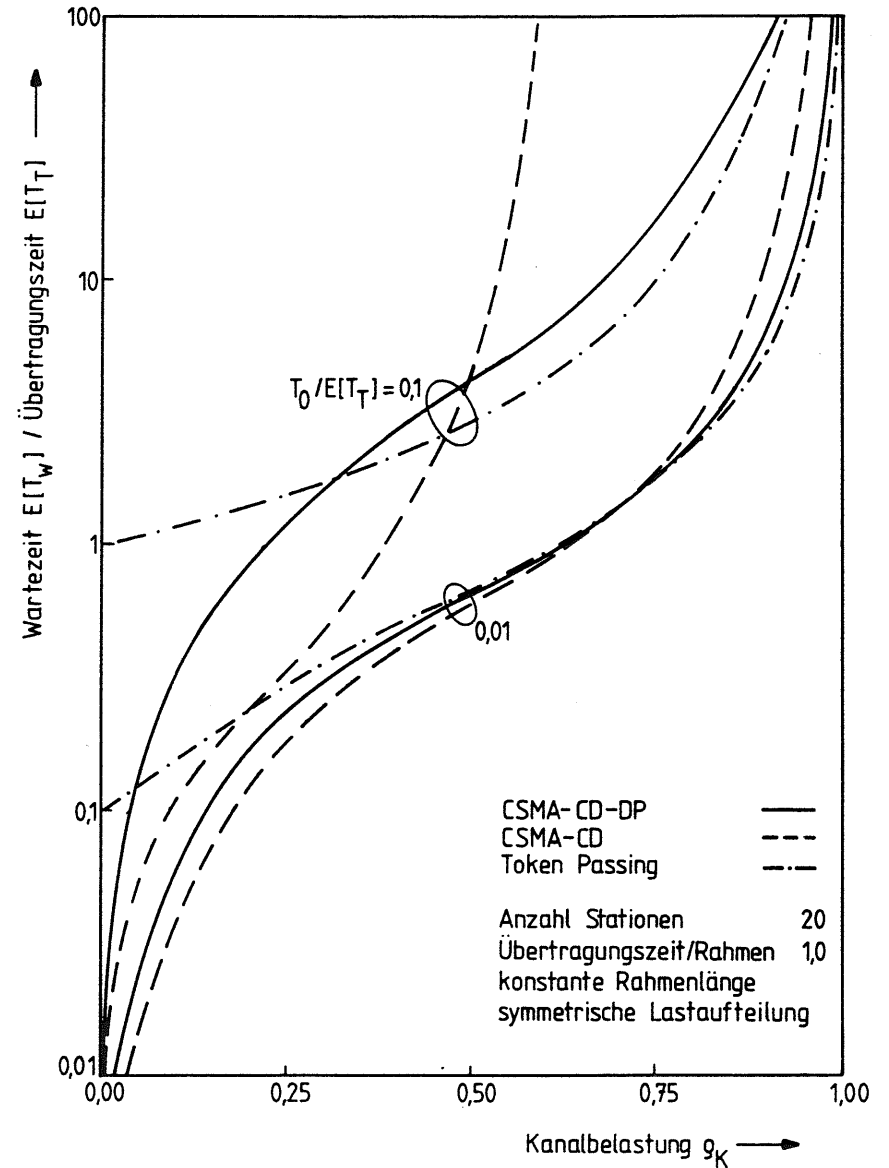


Bild 3.9: Leistungsvergleich CSMA-CD-DP-Protokoll mit CSMA-CD-Protokoll und Token Passing-Protokoll

Daten-Rahmen an, so steigt damit auch die Wahrscheinlichkeit, daß eine Station das Ablaufen der maximalen Verzögerungszeit abwarten muß, bis sie auf den Kanal zugreifen kann, so daß gegenüber dem CSMA-CD-Protokoll beim CSMA-CD-DP-Protokoll eine höhere Wartezeit resultiert. Dieses macht sich insbesondere bemerkbar, wenn die Zeitscheiben für die Sendeverzögerungszeiten gegenüber den Übertragungszeiten für Daten-Rahmen relativ groß sind, das heißt, kurze Daten-Rahmen in einem ausgedehnten System zu übertragen sind.

### 3.10 Zusammenfassung

Im Rahmen des vorangegangenen Kapitels wurde das Vielfach-Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP definiert. Ausgehend von den Anforderungen an das Protokoll wurden die Grundversion des Protokolls beschrieben und verschiedene Verfahren zur Sendeberechtigungsvergabe dargestellt. Weiterhin wurden die Erweiterungen des Protokolls zur Behandlung von temporärer Überlast, zum Rundsenden von Daten-Rahmen und zur Sicherung gegen Fehler beschrieben. Ein prinzipieller Leistungsvergleich mit dem CSMA-CD-Protokoll und dem Token Passing-Verfahren zeigt auf, daß das CSMA-CD-DP-Protokoll die Vorteile dieser beiden Protokolle vereinigt. Die Erweiterungen des Protokolls bezüglich der Sendeberechtigungsvergabe und der Überlastkontrolle erlauben einen flexiblen Einsatz des Protokolls unter den verschiedensten System-Bedingungen. Die Absicherungen gegen Fehler sowie die Prozeduren zur Ermittlung der aktiven Stationen und zum Zuschalten einer neuen Station erhöhen die Betriebssicherheit und Zuverlässigkeit des Protokolls in entscheidendem Maße. Detaillierte Untersuchungen zur Leistungsfähigkeit des Zugriffsprotokolls werden im Kapitel 5 vorgestellt.

## 4. Implementierung des Lokalen Netzes

Dieses Kapitel behandelt die Realisierung eines Lokalen Netzes. Die Vorgaben für das Lokale Netz, die Netztopologie und die verwendeten Rahmen- und Paketformate werden beschrieben sowie die Struktur der Anschluß-Stationen und die Aufteilung der Funktionen dargestellt. Im letzten Teil des Kapitels werden die prinzipiellen Möglichkeiten einer Kopplung Lokaler Netze vorgestellt und die Realisierung einer Relaisstation beschrieben.

### 4.1 Struktur des Lokalen Netzes

#### 4.1.1 Anforderungen an das Lokale Netz

Die Realisierung des Lokalen Netzes basiert auf folgenden Vorgaben:

- Unterstützung einer verbindungsorientierten Kommunikation zwischen unterschiedlichen Endgeräten,
- Bereitstellung eines vollständigen Daten-Transportsystems, das heißt, Implementierung von Funktionen der Schichten 1 bis 3, soweit diese in einem Lokalen Netz notwendig sind,
- Bereitstellung standardisierter Schnittstellen zwischen Lokalem Netz und Endgeräten,
- Anschluß mehrerer und unterschiedlicher Endgeräte über eine Anschluß-Station, um eine wirtschaftliche Ausnutzung der implementierten Funktionen sicherzustellen (clustering).

Zur Erfüllung dieser Anforderungen haben die Anschluß-Stationen folgende Funktionen zu erfüllen:

- Steuerung des Kanalzugriffs durch das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP,
- Speicherung ankommender und abgehender Dateneinheiten zur Geschwindigkeitsanpassung zwischen Übertragungskanal und Anschluß-Station und zur Anpassung an die unterschiedlichen Endgeräte,
- Zusammenstellung abgehender Benutzer-Daten zu Daten-Paketen (Paketierung),
- Zerlegung ankommender Daten-Pakete (Depaketierung),
- Sicherung der einzelnen Dateneinheiten gegen Übertragungsfehler,
- Reihenfolge-Sicherung der Dateneinheiten (Paketfolgesicherung),
- Steuerung des Datenflusses innerhalb jeder bestehenden Verbindung,
- Auf- und Abbau von Verbindungen sowohl zwischen Endgeräten, die über verschiedene Anschluß-Stationen Zugang zum Lokalen Netz haben, als auch zwischen den verschiedenen Endgeräten, die einer Anschluß-Station zugeordnet sind (Cluster-interne Verbindungen),
- Initialisierung und Verwaltung der Endgeräte-Schnittstellen,
- Interne richtungs- und verbindungsbezogene Speicherorganisation und Speicherverwaltung,
- Initialisierung und Verwaltung der Anschluß-Station.

#### 4.1.2 Topologie des Lokalen Netzes

Aus den Anforderungen resultiert eine zweistufige Struktur des Lokalen Netzes (siehe Bild 4.1). An einen gemeinsamen Übertragungskanal, der als Koaxialkabel realisiert ist, sind Anschluß-Stationen angeschaltet, über die wiederum die Endgeräte Zugang zum Lokalen Netz haben.

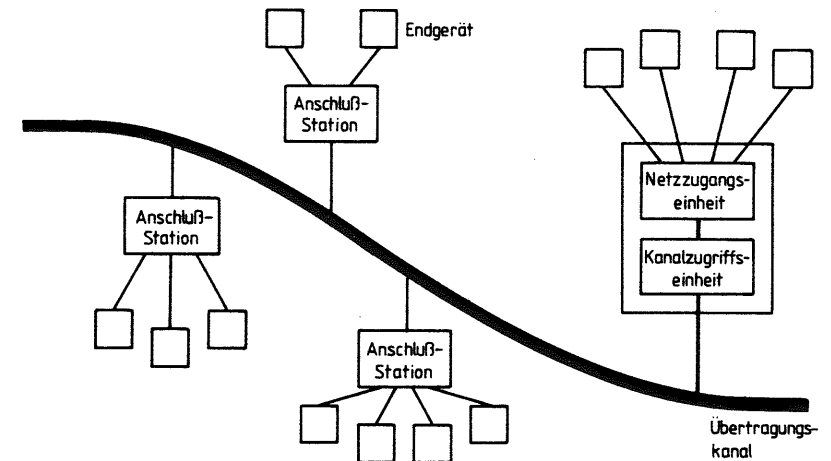


Bild 4.1: Topologie des Lokalen Netzes

Aufgrund der Komplexität ihrer Funktionen sind die Anschluß-Stationen in Kanalzugriffseinheit (KZE) und Netzzugangseinheit (NZE) aufgeteilt. Die KZE umfaßt die Schichten 1 und 2a des ISO-Basis-Referenzmodells und übernimmt alle Funktionen, die mit der Geschwindigkeit des Übertragungskanals (1Mbit/s) durchgeführt werden müssen. Die KZE entspricht den Zugriffs-Stationen nach Kapitel 3, das heißt, sie wickelt das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP ab und führt die Geschwindigkeitsanpassung zwischen Kanal und Anschluß-Station durch. Sie ist weiterhin zuständig

für die Sicherung der Dateneinheiten gegen Übertragungsfehler und für die physikalische Anpassung an den Übertragungskanal.

Die NZE umfaßt Funktionen der Schichten 2b und 3, die sich aufteilen lassen in einen endgeräteseitigen Bereich und einen kanalbezogenen Bereich. Endgeräteseitig umfassen sie die Steuerung und Verwaltung der Endgeräteschnittstellen, die Unterstützung und Umsetzung von Teilnehmer-Aktionen, wie zum Beispiel Anforderung eines Verbindungsaufbaus oder -abbaus, die Transformation von logischen Adressen auf Netzadressen und den Datentransfer zwischen Endgerät und Netzzugangseinheit. Die kanalbezogenen Funktionen umfassen die Paketierung/Depaketierung der Daten, die Erstellung/Auswertung von Steuerpaketen und Meldungen, die Reihenfolge-Sicherung der Pakete und die Datenflußsteuerung. Schnittstelle zwischen diesen beiden Bereichen sind die verbindungs- und richtungsbezogenen Speichersegmente, die durch Sende- und Empfangslisten verwaltet werden. Zu diesen beiden Bereichen kommen Funktionen für die interne Verwaltung hinzu, die insbesondere die Speicherorganisation und die lastabhängige Festlegung von Abarbeitungsreihenfolgen umfassen.

#### 4.1.3 Rahmen- und Paketformate

Die Dateneinheiten (Daten-Rahmen, Quittungen), die zwischen den Kanalzugriffseinheiten ausgetauscht werden, setzen sich zusammen aus (siehe Bild 4.2):

- Synchronisationspräambel: Die Stationen werden durch diese Bitsequenz auf den Beginn einer Dateneinheit synchronisiert.
- Status/Typ-Information: Dieses Feld enthält Angaben über den Status einer Station (Senderüberlast, Empfängerüberlast) und den Typ der übertragenen Einheit (Daten-Rahmen, Quittung,

Anmelde-Quittung). Weiterhin ist in diesem Feld angegeben, ob die Daten für die netzinterne Organisation bestimmt sind (Anmelde-Nachricht), oder ob es sich um Nutzer-Daten handelt.

- Rahmenlänge: In diesem Feld ist die Länge der übertragenen Dateneinheit eingetragen.
- Adressierung: Dieses Feld enthält die Adresse der sendenden Anschluß-Station und die Adresse der Ziel-Anschluß-Station. Die Stationsadressen enthalten zusätzlich eine Kennung, die die Zugehörigkeit der Ziel- und Ursprungsstation zu einem Teilnetz angibt (siehe Abschnitt 4.4.2). Aus der Zieladresse ist außerdem ersichtlich, ob es sich um eine Einzelnachricht oder eine Rundsendenachricht handelt.
- Datenfeld: Handelt es sich bei einem Daten-Rahmen nicht um eine Anmelde-Nachricht, so werden die Daten von der KZE unverändert an die NZE weitergereicht. Im Falle einer Anmelde-Nachricht werden die Daten von der KZE ausgewertet.
- Fehlersicherung: Dieser Bereich enthält Angaben für die Fehlersicherung, die durch eine arithmetische Bewertung des Inhalts der übertragenen Einheit (Daten-Rahmen, Quittung) ermittelt werden (frame check sequence). Angewandt wird ein zyklischer Blockcode (cyclic redundancy check).

Eine Quittung des Zugriffsprotokolls besteht nur aus Synchronisationspräambel, Status/Typ-Information und Fehlersicherung.

Bei der Auswertung des Datenfeldes auf der Ebene der Netzzugangseinheiten wird zwischen Datenpaketen, Steuerpaketen und Meldungen (siehe Bild 4.2) unterschieden. Mit Hilfe der Steuerpakete wird nach einem Übertragungsfehler die Reihenfolge der Datenpakete wiederhergestellt und der Datenfluß gesteuert. Die Meldungen

dienen zum Auf- und Abbau von Verbindungen. Das Datenfeld ist gegliedert in Adressfeld, Steuerfeld und Daten.

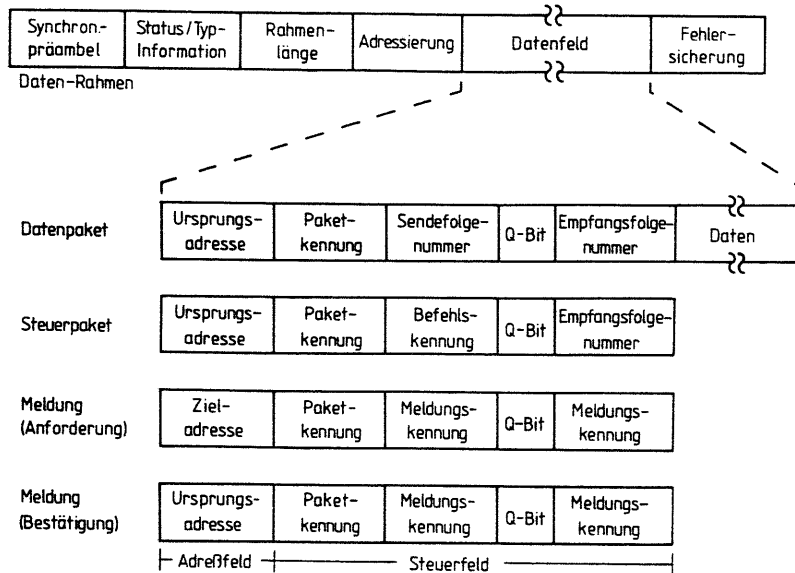


Bild 4.2: Rahmen- und Paketformate

Das Adressfeld identifiziert das Ziel oder den Ursprung eines Paketes und erlaubt damit eine Zuordnung zu der entsprechenden Verbindung.

Mit der Paketkennung des Steuerfeldes wird der Typ des Paketes festgelegt (Datenpaket, Steuerpaket, Meldung). Bei einem Datenpaket werden anschließend die Sende- und Empfangsfolgennummern aufgeführt. Bei einem Steuerpaket folgt die Befehlskennung (empfangsbereit/receiver ready, nicht empfangsbereit/receiver not ready, Daten zurückgewiesen/reject) und die Empfangsfolge-

nummer. Eine Meldung wird durch die Meldungskennung genauer spezifiziert (Verbindungs-Aufbauanforderung/connect request, Verbindungsabbau-Anforderung/disconnect request, Bestätigung für Verbindungsaufbau/connect acknowledgement, Bestätigung für Verbindungsabbau/disconnect acknowledgement). Der zweite Teil des Steuerfeldes enthält weiterhin eine zusätzliche Kennung (Q-Bit), mit der der Empfänger zu einer expliziten Bestätigung eines Datenpakets aufgefordert werden kann. Damit wird erreicht, daß das letzte Paket in einer Folge von Datenpaketen unabhängig vom Zustand der Datenflußsteuerung bestätigt wird.

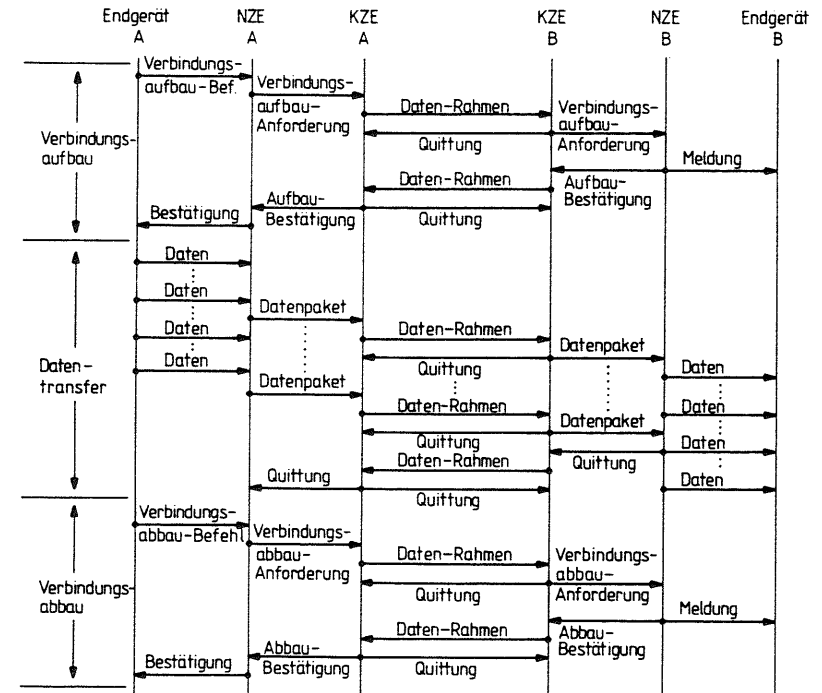


Bild 4.3: Ablauf einer Verbindung

#### 4.1.4 Verbindungsablauf

Bild 4.3 zeigt den gesamten Ablauf einer erfolgreichen Verbindung mit Verbindungsaufbau, Datentransfer und Verbindungsabbau.

In der Datentransferphase können beide Endgeräte Daten senden. Ebenso kann ein Abbau der Verbindung von beiden Endgeräten aus initiiert werden. Im Falle eines erfolglosen Verbindungsaufbaus, zum Beispiel, weil das Endgerät B belegt ist, wird die Verbindungsaufbau-Anforderung negativ bestätigt und keine Meldung an das Endgerät B abgegeben. Kann ein Verbindungsabbau nicht durchgeführt werden, weil zum Beispiel die Ziel-Anschluß-Station ausgefallen ist, so wird das Endgerät, das den Verbindungsabbau anfordert, durch seine Anschluß-Station freigegeben und kann eine neue Verbindung aufbauen.

#### 4.2 Kanalzugriffseinheit (KZE)

Dieser Abschnitt spezifiziert die Kanalzugriffseinheit. Die KZE-Funktionen werden auf eine Prozeß-Struktur abgebildet und die Hardware-Struktur der KZE wird dargestellt.

##### 4.2.1 Prozeß-Struktur der Kanalzugriffseinheit

Die Funktionen der KZE werden durch das Zusammenwirken mehrerer Prozesse realisiert, deren Koordination durch den Austausch von internen Meldungen und über Steuervariablen erfolgt. Die KZE umfaßt folgende Prozesse (siehe Bild 4.4):

- Übergabe an KZE: Sendebereite Daten-Rahmen werden in diesem Prozeß aus dem Speicher der NZE in den Sendespeicher der KZE

transferiert. Der Ablaufsteuerungsprozeß wird über die Ablage eines Daten-Rahmens im Speicher der KZE informiert.

- Übernahme von KZE: Ein Daten-Rahmen, der positiv bestätigt wurde, wird in diesem Prozeß aus dem Empfangsspeicher der KZE in den Speicher der NZE übernommen und seine weitere Bearbeitung in der NZE initiiert.
- Schnittstellensteuerung: Angestoßen durch den Paket-Erstellungsprozeß der NZE (siehe Abschnitt 4.3.1) oder durch den Auswerteprozess der KZE steuert der Prozeß, abhängig vom Zustand des Sende- und Empfangsspeichers, den Datentransfer zwischen NZE und KZE und aktiviert den Übergabe- beziehungsweise den Übernahmeprozess.
- Sendeberechtigungsvergabe: Dieser Prozeß bestimmt, abhängig vom Kanalzustand und vom Ablauf des Zugriffsprotokolls, den Sendezeitpunkt eines Daten-Rahmens beziehungsweise einer Quittung für eine Rundsendenachricht und stößt den Ablaufsteuerungsprozeß an.
- Auswertung: Die Auswertung einer einlaufenden Dateneinheit umfaßt die Überprüfung der Adressierung, die Bewertung der Status/Typ-Information und die Erkennung von Übertragungsfehlern (Kanaldekodierung). Abhängig von dieser Auswertung werden für die anderen Prozesse Steuervariablen gesetzt, der Sendeberechtigungsvergabeprozess zur Aktualisierung der Sendeverzögerungszeiten aufgefordert und der Schnittstellensteuerungsprozeß und der Ablaufsteuerungsprozeß angestoßen.
- Quittierung: Dieser Prozeß stellt, abhängig von der Auswertung, eine Quittung zusammen. Die Ergebnisse der Auswertung werden ihm über Steuervariablen übermittelt.

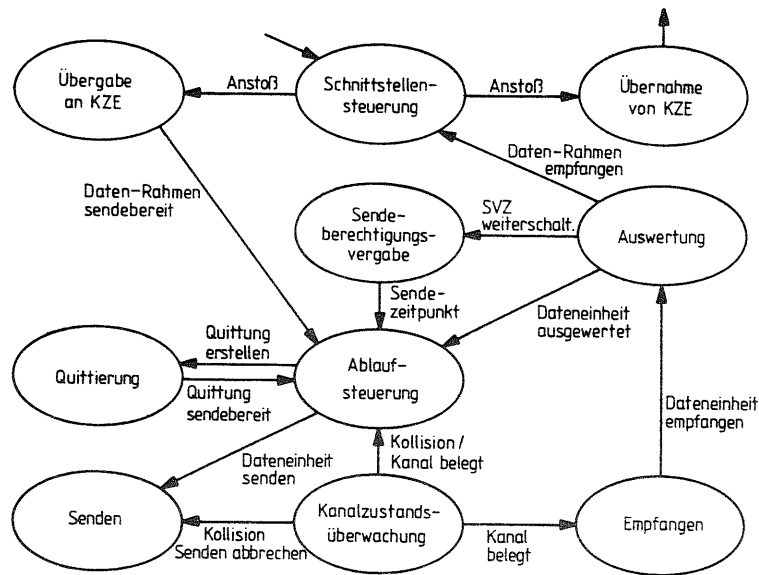


Bild 4.4: Prozeß-Struktur der Kanalzugriffseinheit

- Ablaufsteuerung (Kordinator): Dieser Prozeß koordiniert, abhängig vom Protokoll- und Stationszustand, die anderen Prozesse und bestimmt die Abläufe innerhalb der KZE.
- Senden: Angestoßen vom Ablaufsteuerungsprozeß sendet dieser Prozeß eine Dateneinheit (Daten-Rahmen, Quittung) auf den Übertragungskanal aus, steuert die Leitungskodierung und führt die Kanalkodierung zur Sicherung gegen Übertragungsfehler durch.
- Empfangen: Aktiviert durch die Kanalzustandsüberwachung synchronisiert dieser Prozeß den Empfangspfad der Station auf den Takt der einlaufenden Dateneinheit, führt die Lei-

tungsdekodierung durch, übernimmt die Dateneinheit in den Empfangsspeicher der KZE und stößt den Auswerteprozess an.

- Kanalzustandsüberwachung: Dieser Prozeß beobachtet den Zustand des Kanals und erkennt Kollisionen. Bei Belegung des Kanals durch eine andere KZE aktiviert dieser Prozeß den Empfangsprozess und setzt eine Meldung an den Ablaufsteuerungsprozess ab. Bei einer Kollision werden der Sendeprozess und der Ablaufsteuerungsprozess informiert.

#### 4.2.2 Hardware-Struktur

Die Hardware-Struktur der Kanalzugangseinheit ist gekennzeichnet durch eine getrennte Führung des Sendepfad und Empfangspfad und durch eine Aufteilung in ausführende Module und steuernde Module (siehe Bild 4.5). Die steuernden Module wiederum sind aufgeteilt in Überwachungseinheiten und eine zentrale Ablaufsteuerung.

Nachfolgend sollen die Module der KZE kurz beschrieben werden:

- Sender/Empfänger: Dieses Modul enthält den Sendepfad und Empfangspfad, sowie ein Relais, durch das eine Station im Fehlerfall elektrisch vom Übertragungskanal getrennt werden kann.
- Kollisionserkennung (collision detection): Die aktive Kollisionserkennung (sendende Station) arbeitet mit Hüllkurven (siehe Bild 4.6a), die durch positive und negative Verschiebung des Sendesignals realisiert sind. Mittels Komparatoren, Integratoren und Schmitt-Trigger wird daraus ein kontinuierliches Steuersignal abgeleitet. Mit diesem Verfahren wird eine Kollision innerhalb einer halben Bitzeit erkannt.



Die passive Kollisionserkennung (zuhörende Station) erfolgt durch die Kanalaktivitätsüberwachung und mit Hilfe einer Zeitüberwachung in der Ablaufsteuerung.

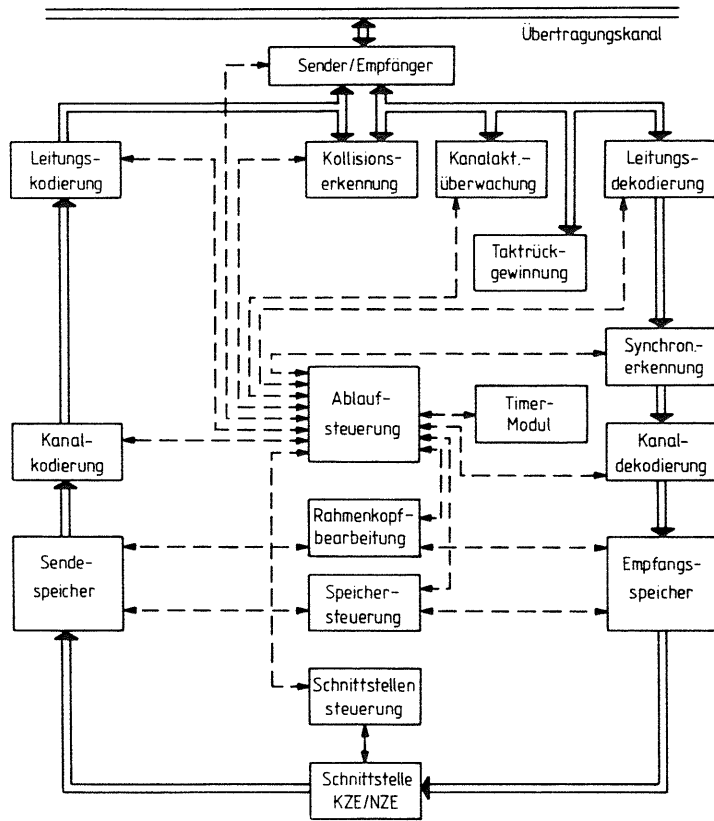


Bild 4.5: Hardware-Struktur der Kanalzugriffseinheit

- Kanalaktivitätsüberwachung (channel sensing): Dieses Modul arbeitet nach dem gleichen Hüllkurvenverfahren wie die Kollisionserkennung: Überschreitet das Kanalsignal eine positive oder negative Referenzschwelle, so wird dieses als Kanalbelegung interpretiert und an die Ablaufsteuerung gemeldet (siehe Bild 4.6b).

- Taktrückgewinnung: Die Taktrückgewinnung erfolgt mit Hilfe eines Flankendiskriminators und eines nachgeschalteten integrierten PLL-Bausteins (phase locked loop).

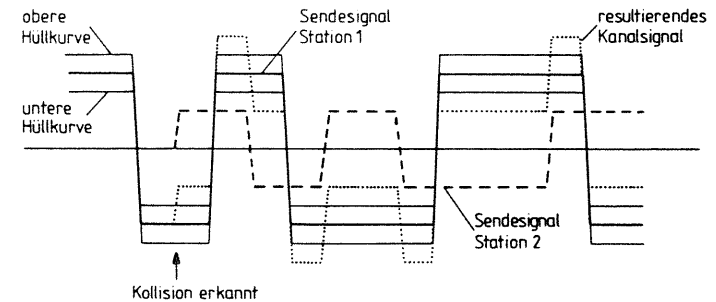


Bild 4.6a: Hüllkurvenverfahren zur Kollisionserkennung

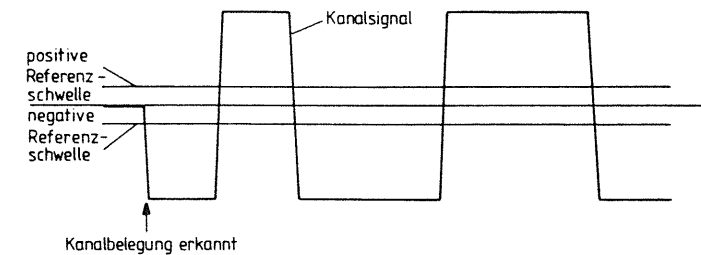


Bild 4.6b: Hüllkurvenverfahren zur Kanalaktivitätsüberwachung

- Leitungskodierung: Diese Schaltung kodiert die zu sendenden Daten im Manchesterkode.
- Leitungsdekodierung: Diese Schaltung rekonstruiert aus dem Manchester-kodierten Bitstrom des Kanals die Datenbits.
- Synchronisationserkennung: Dieses Modul erkennt ein vorgegebenes Bitmuster zu Beginn einer Übertragung und prüft den einlaufenden Bitstrom auf das Ende der Synchronisationspräambel.
- Kanalkodierung/Kanaldekodierung: Die Generierung des Datensicherungswortes in Senderichtung beziehungsweise die Überprüfung einlaufender Daten in Empfangsrichtung erfolgt durch einen programmierbaren CRC-Generator/Prüfer.
- Sendespeicher/Empfangsspeicher: Die Zwischenspeicher der KZE sind als Wechselspeicher aufgebaut und können in jeder Richtung jeweils zwei Daten-Rahmen maximaler Länge (256 Byte) speichern.
- Schnittstelle KZE/NZE: Sie bildet das Bindeglied zwischen KZE und NZE. Der Datentransfer zwischen den beiden Komponenten der Anschluß-Station wird durch einen DMA-Baustein (direct memory access) unterstützt (siehe Abschnitt 4.3.2).
- Timer-Modul für Zugriffssteuerung: Dieses Modul enthält programmierbare integrierte Timer-Bausteine, die den Zeitpunkt einer Sendeberechtigung, den Übergang des Protokolls in den Wettbewerbsmodus und den Sendezeitpunkt für eine Quittung auf eine Rundsendenachricht festlegen. Programmiert werden diese Timer durch die Ablaufsteuerung in Abhängigkeit von den Systemparametern, sowie dem Protokollzustand und dem Stationszustand.

- Rahmenkopf-Bearbeitung: Dieses Modul wertet den Kopf eines Daten-Rahmens aus und steuert, angestoßen durch die Ablaufsteuerung, das Zusammenstellen einer Quittung. Der Adreßvergleich erfolgt mit Hilfe einer Bitmustervergleichsschaltung, die Status/Typ-Information wird über Register an die Ablaufsteuerung übergeben. Die Länge des ankommenden Daten-Rahmens wird ausgewertet und damit die Kanaldekodierung angesteuert. Weiterhin wird in Senderichtung jedem Daten-Rahmen die Synchronisationspräambel hinzugefügt und die Kanalkodierung gesteuert.
- Schnittstellensteuerung: Sie verwaltet auf Seite der KZE die Schnittstelleneinheit und steuert den Datentransfer zwischen KZE und NZE.
- Speichersteuerung: Sie verwaltet die Zwischenspeicher der KZE in Sende- und Empfangsrichtung.
- Ablaufsteuerung: Die Ablaufsteuerung ist in Form eines Bit-sliceprozessors realisiert, der aus einem Sequenzer mit den Eingangsmultiplexern, den Ausgangs- und Pipeline-Registern, sowie einem Taktgenerator und einem ladbaren Programmspeicher aufgebaut ist (siehe Bild 4.7). Die Befehls Worte sind 72 bit breit, der interne Arbeitstakt beträgt 4 MHz. Beim Senden und Empfangen ist zu Beginn und zum Ende einer Dateneinheit mehrfach eine Reaktion innerhalb einer Bitzeit erforderlich. Deshalb wurde die Struktur der Ablaufsteuerung um ein Auswahl- und ein Setzregister erweitert. Eingangssignale, die eine schnelle Reaktion erfordern und deren Auftreten aus dem Protokoll-Ablauf abgeleitet werden kann, werden mit Hilfe des Auswahlregisters selektiert und triggern auf direktem Weg das Setzregister, in das die Ausgangssignale (Reaktion) bereits vor Auftreten des Eingangssignals eingetragen worden sind (ereignisgesteuertes Ausgangsregister).

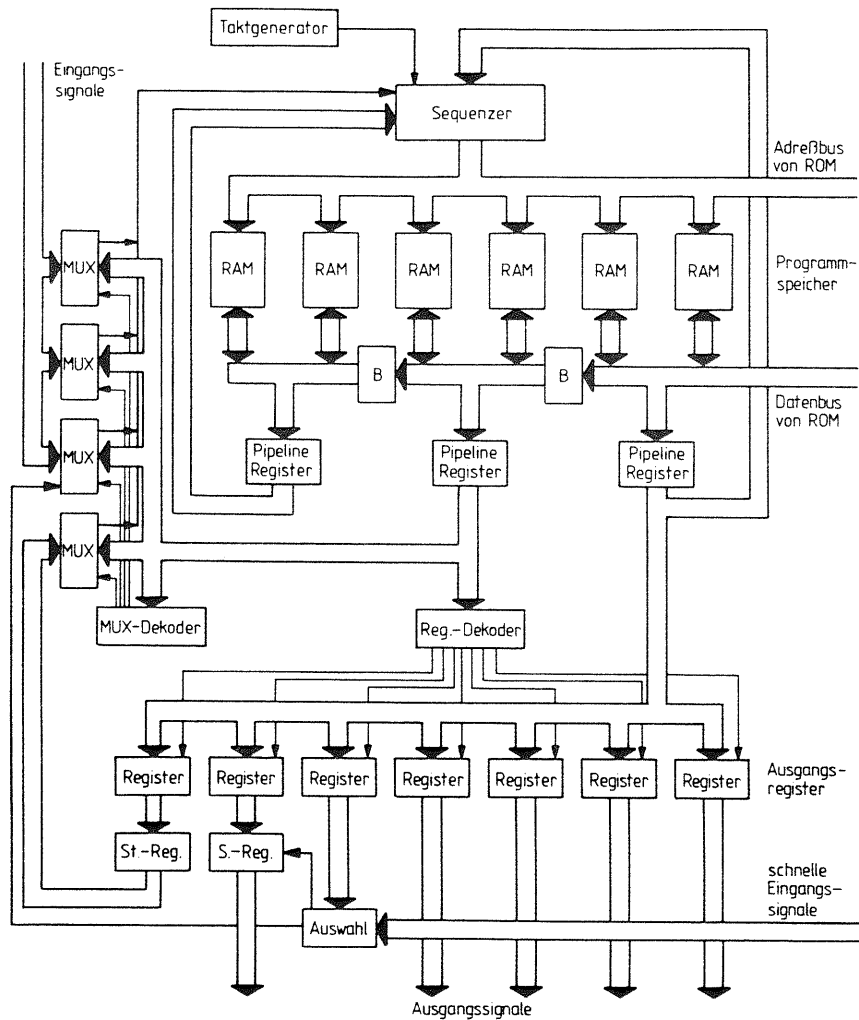


Bild 4.7: Ablaufsteuerung der KZE

- B: Datenbus-Buffer-Schaltung
- MUX: Multiplexer                    Reg.: Register
- RAM: Schreib-Lese-Speicher (Random Access Memory)
- ROM: Festwert-Speicher (Read Only Memory)

Durch ein weiteres zusätzliches Register wird der Protokollzustand und der Zustand der Station gespeichert. Der Status wird bei der Verarbeitung der Eingangssignale mitberücksichtigt und ist deshalb auf die Eingangsmultiplexer zurückgeführt.

#### 4.3 Netzzugangseinheit (NZE)

Dieser Abschnitt beschreibt die Netzzugangseinheit. Ausgehend vom Prozeß-Konzept wird die Strukturierung der NZE in Hardware und Software erläutert.

##### 4.3.1 Prozeß-Struktur der Netzzugangseinheit

Analog dem Vorgehen bei der KZE werden auch bei der NZE die Funktionen durch das Zusammenspiel mehrerer Prozesse realisiert (siehe Bild 4.8).

Die NZE umfaßt folgende Prozesse:

- Übernahme von Endgerät: Dieser endgerätespezifische Prozeß wickelt das Datentransferprotokoll vom Endgerät zur NZE ab. Er verwaltet die Endgeräteschnittstelle in Senderichtung und führt die Umsetzung der ankommenden Daten auf ein internes Format durch.
- Übergabe an Endgerät: Analog der Übernahme verwaltet dieser Prozeß eine Benutzerschnittstelle in Empfangsrichtung und wandelt die Daten vom internen Format in das endgerätespezifische Format um.

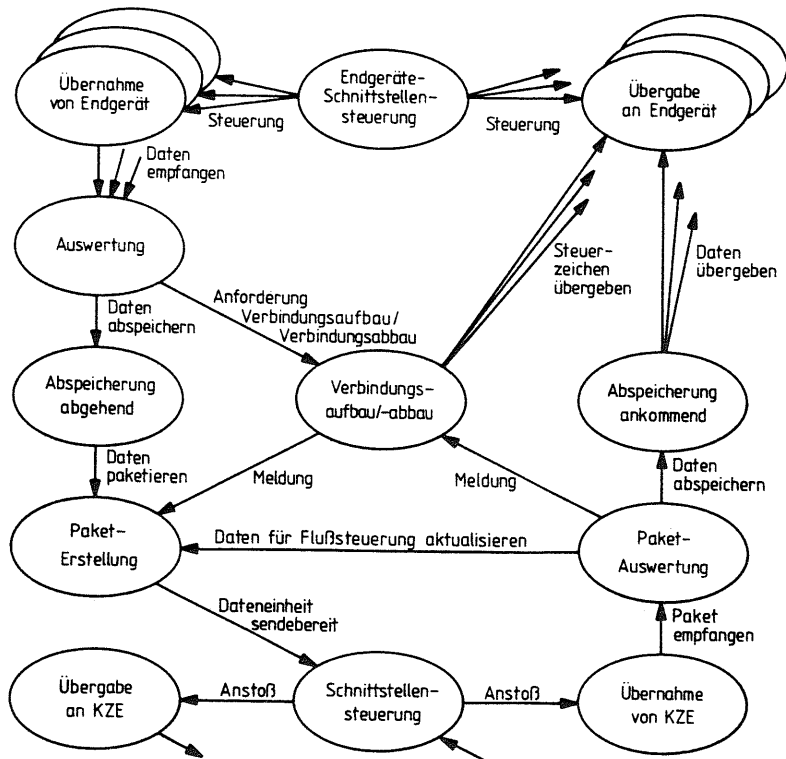


Bild 4.8: Prozeß-Struktur der Netzzugangseinheit

- Endgeräte-Schnittstellensteuerung: Dieser Prozeß koordiniert die Übernahme-/Übergabeprozesse der NZE.
- Auswertung: Dieser Prozeß prüft Daten, die von den Endgeräten ankommen und stößt bei Erkennen eines Steuerzeichens (Aufbau-/Abbaubefehl) den Verbindungsaufbau-/Verbindungsabbauprozess an. Daten werden zur weiteren Bearbeitung dem Abspeicherprozess (abgehend) übergeben.

- Abspeicherung (abgehend): Dieser Prozeß ist für die Speicherung der Daten in Senderichtung zuständig. In der Aufbauphase einer abgehenden Verbindung ordnet dieser Prozeß einen entsprechenden Speicherbereich zu, der als Ringspeicher angelegt ist. In der Datentransferphase werden die vom Endgerät einlaufenden Daten gesammelt und zur Paketierung dem Paket-Erstellungsprozess übergeben.
- Abspeicherung (ankommend): In Empfangsrichtung reserviert dieser Prozeß in der Verbindungsaufbauphase für jede ankommende Verbindung einen Speicherbereich und verwaltet diesen während der Datentransferphase. Er übergibt die ankommenden Daten an die entsprechenden Übergabeprozesse für die Endgeräte.
- Verbindungsaufbau/Verbindungsabbau: Dieser Prozeß führt die Listen, die den Zustand eines jeden Endgerätes (Verbindungsaufbauphase, Datentransferphase, Verbindungsabbauphase) festhalten. Der Prozeß interpretiert die Steuerzeichen der Endgeräte und stellt Meldungen zusammen, die zur Vervollständigung an den Paket-Erstellungsprozess weitergeleitet werden. Ankommende Meldungen werden bearbeitet und der Übergabeprozess für das betreffende Endgerät wird zur Ausgabe der entsprechenden Steuerzeichen veranlaßt. Als Antwort wird gegebenenfalls eine Meldung (Bestätigung) erstellt und dem Paket-Erstellungsprozess zur Ergänzung und Weiterleitung übergeben.
- Paket-Auswertung: Ankommende Datenpakete werden von diesem Prozeß depaketiert, der Paketkopf wird analysiert und die Datenflußsteuerung wird verbindungsbezogen durchgeführt. Akzeptierte Daten werden an den Abspeicherprozess weitergereicht. Bei einem Daten- oder Steuerpaket werden die Variablen für die Datenflußsteuerung dem Paket-Erstellungsprozess

gemeldet. Eine einlaufende Meldung wird an den Verbindungsaufbau-/Verbindungsabbauprozess weitergegeben.

- **Paket-Erstellung:** Dieser Prozess paketierte bereitgestellte Daten und Meldungen und meldet sendebereite Dateneinheiten an den Schnittstellensteuerungsprozess. Weiterhin verwaltet und aktualisiert der Prozess die Variablen für die Datenflußsteuerungen der einzelnen Verbindungen und generiert gegebenenfalls die entsprechenden Quittungen (Steuerpakete).

Die Prozesse "Übergabe an KZE", "Übernahme von KZE" und "Schnittstellensteuerung" sind in Abschnitt 4.2.1 beschrieben.

Die Koordination aller Prozesse und die Steuerung der Abarbeitungsreihenfolge erfolgt durch eine übergeordnete Ablaufsteuerung (Betriebssystem), welche sich auf eine lastabhängige Regelung der Prozessprioritäten abstützt. Die Kommunikation mit den einzelnen Prozessen erfolgt durch entsprechende Anstöße (Aufrufe) und Fertigmeldungen.

#### 4.3.2 Hardware-Struktur

Die Hardware-Struktur der NZE ist gekennzeichnet durch modulare Teileinheiten, die über einen parallelen Bus miteinander verbunden sind (siehe Bild 4.9).

Die Endgeräte-Schnittstellen enthalten hochintegrierte Bausteine zur Realisierung serieller (SIO: serial input/output) und paralleler (PIO: parallel input/output) Schnittstellen. Die Übertragungsgeschwindigkeit der Schnittstellen ist durch Timer/Counter-Bausteine frei programmierbar. Weiterhin ist in den Modulen die notwendige Steuerlogik für Interrupterzeugung und Buszugriff sowie die Adreßdekodierung vorhanden.

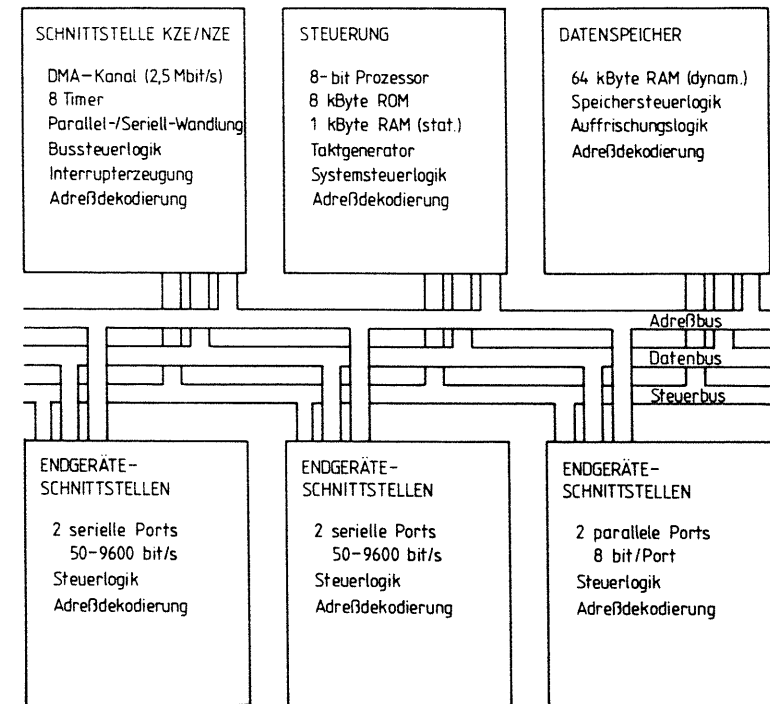


Bild 4.9: Hardware-Struktur der Netzzugangseinheit

Die Schnittstelle KZE/NZE enthält einen DMA-Baustein (direct memory access) mit einer programmierbaren Übertragungsgeschwindigkeit von maximal 2,5 Mbit/s, die Logik zur Umwandlung des seriellen Datenstroms der KZE in die parallele Darstellung der NZE und umgekehrt, die Steuerlogik für den Buszugriff des DMA-Bausteins und zur Erzeugung der Interruptvektoren, sowie die Adreßdekodierung. Zusätzlich enthält dieses Modul zwei programmierbare Timer/Zähler-Bausteine, die insgesamt 8 Zeitbasen für die NZE bereitstellen.

Die Steuerungseinheit der NZE besteht aus einem 8-bit Prozessor mit Programmspeicher (8 kByte Festwertspeicher, 1 kByte Schreib-Lese-Speicher), einem System-Taktgenerator (2,45 Mhz), der Systemsteuerlogik und der Adreßdekodierung. Die Leistungsmerkmale des Prozessors sind in Tabelle 4.1 aufgeführt.

4	16-bit Register (Stack, Index X, Index Y, Programm-Zähler)
2	8-bit Register für Interruptbearbeitung
2	8-bit Register (Akkumulator A und A')
2 * 6	8-bit Register für allgemeine Programmierung, auch paarweise als 16-bit Register ansprechbar, 2 unabhängige Register-Sätze (durch Software-Befehl umschaltbar)
6	Adressierungsarten
158	Instruktionen
64 kByte	Adreßbereich
4	Interruptarten:
	Hardware-Interrupt (NMI non maskable interrupt)
	Software-Interrupt Mode 0 (direkter Interrupt)
	Software-Interrupt Mode 1 (feste Startadresse für Interrupt-Serviceroutine)
	Software-Interrupt Mode 2 (variable Startadresse für Interrupt-Serviceroutine, Interrupt-Vektor)

Tabelle 4.1: Leistungsmerkmale des 8-bit Prozessors (Z80-CPU) der Netzzugangseinheit

Der Datenspeicher der NZE ist als dynamischer Schreib-Lese-Speicher aufgebaut und umfaßt im Vollausbau 64 kByte. Weiterhin enthält dieses Modul die Daten-Auffrischungslogik, die Speichersteuerlogik und die Adreßdekodierung.

#### 4.3.3 Software-Struktur

Die Software-Struktur der Netzzugangseinheit ist gegliedert in vier Ebenen (siehe Bild 4.10).

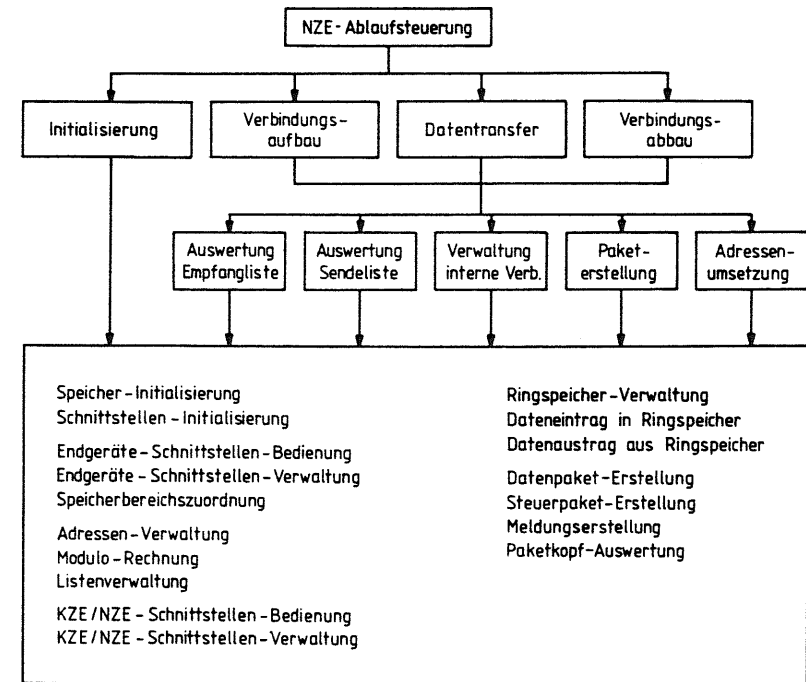


Bild 4.10: Software-Struktur der Netzzugangseinheit

Die oberste Ebene bildet die NZE-Steuerung, die, abhängig von den anstehenden Rückmeldungen der Prozesse (lastabhängig), die Festlegung der Abarbeitungsreihenfolge durchführt. In dieser Ebene erfolgen auch die Zeitüberwachungen (time out) für die einzelnen Verbindungen. Abhängig von der Festlegung der Reihenfolge und vom Ansprechen der Zeitüberwachungen werden die Programm-Module der zweiten Ebene angesprochen. In dieser Ebene wird der Auf- und Abbau von Verbindungen gesteuert, der Datentransfer verwaltet und die Initialisierung der NZE durchgeführt. Diese Ebene baut wiederum auf Programmen auf, die die Sende- und

Empfangslisten der netzweiten Verbindungen bearbeiten, Clusterinterne Verbindungen verwalten, Pakete erstellen und logische Benutzeradressen auf Netzadressen umsetzen. Die unterste Ebene unterstützt mit Basis-Routinen die darüberliegenden Ebenen.

#### 4.4 Kopplung Lokaler Netze

Gegen die Verbindung aller Teilnehmer in ausgedehnten Einrichtungen (Fabrik, Gebäude, Campus) durch ein einzelnes Lokales Netz spricht, daß der Schwerpunkt der Verkehrsbeziehungen der einzelnen Teilnehmer jeweils auf kleine Bereiche begrenzt ist und daß die Leistung eines Lokalen Netzes mit wachsender Ausdehnung abnimmt. Sinnvoller ist es, kleinere Bereiche (Abteilung, Institut) durch einzelne Lokale Netze zu versorgen, die auf die Bedürfnisse dieser Bereiche abgestimmt sind, und bereichsübergreifende Verkehrsbeziehungen durch eine Kopplung dieser Lokalen Netze zu ermöglichen.

##### 4.4.1 Strukturelle und funktionelle Alternativen

Für die Kopplung Lokaler Netze gibt es zwei strukturelle und funktionelle Alternativen /56/, den Wiederholer und die Relaisstation.

###### a) Wiederholer (repeater, network extender)

Ein Wiederholer verbindet Lokale Netze gleicher Struktur (homogene Systeme) auf der Bitübertragungsschicht (Schicht 1). Die Kanalzugangskontrollschicht und alle höheren Schichten behandeln die gekoppelten Teilnetze als ein räumlich erweitertes Netz. Somit sind die verwendeten Datenformate und Zugriffsprotokolle in den Teilnetzen identisch und der Adreßraum umfaßt einheitlich

das gesamte Netz. Weiterhin führt ein Wiederholer keine Vermittlungsfunktionen (Routing) zwischen den Teilnetzen aus.

###### b) Relaisstation (bridge, relais)

Eine Relaisstation verknüpft Lokale Netze auf der Vermittlungsschicht (Schicht 3) (siehe Abschnitt 2.2.4). Die Strukturen, die Übertragungsgeschwindigkeiten, die Zugriffsprotokolle und die Datenformate beider Teilnetze stimmen im allgemeinen nicht überein (heterogene Systeme). Ebenso sind die Mechanismen und Parameter zur Datenflußsteuerung und zur Paketfolgesicherung oftmals nicht identisch, die Adressierungsarten sind unterschiedlich, und es existieren getrennte Adreßräume. Eine Relaisstation übernimmt nur Dateneinheiten, die aus einem Teilnetz an das andere Teilnetz gerichtet sind (Routing), setzt die Adressen um und führt eine Zwischenspeicherung der Daten durch. Weiterhin passt sie die Protokolle an und übernimmt die Aufteilung und Zusammensetzung der Dateneinheiten.

##### 4.4.2 Realisierung einer Relaisstation

Die Implementierung einer Relaisstation beschränkt sich auf die Kopplung zweier Lokaler Netze und folgt konzeptionell der Realisierung der Anschluß-Stationen des Lokalen Netzes. Die Relaisstation besteht aus drei Teilen (siehe Bild 4.11): den beiden Kanalzugriffseinheiten an den Teilnetzen 1 und 2 und der Koppel-einheit als Vermittlungseinheit zwischen den beiden Teilnetzen.

Durch diese Dreiteilung kann eine einfache Anpassung an unterschiedliche Teilnetze durchgeführt werden, indem die zugehörige Kanalzugriffseinheit ausgetauscht wird und in der Koppel-einheit die Parameter für die Paketierung und Adressierung aktualisiert werden.

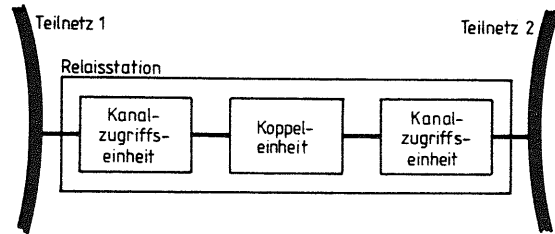


Bild 4.11: Struktur einer Relaisstation zur Kopplung Lokaler Netze

In der vorliegenden Realisierung sind die Teilnetze als Lokale Netze gemäß den Abschnitten 4.1 bis 4.3 aufgebaut. Somit ist die Realisierung der Relaisstation auf die Funktionen der Vermittlungsschicht (Schichten 3a, 3b, 3c) und die internen Steuerfunktionen beschränkt. Diese Funktionen sind für beide Teilnetze:

- Verbindungs- und richtungsbezogene Speicherung der Daten,
- Verbindungs- und richtungsbezogene Datenflußsteuerung,
- Verbindungs- und richtungsbezogene Paketfolgesicherung,
- Zerlegung/Zusammensetzung von Dateneinheiten (Umformatierung),
- Richtungsbezogene Adreßumsetzung,
- Interne Speicherorganisation und -verwaltung,
- Last- und richtungsabhängige Bedienung und Verwaltung der Schnittstellen zu den Kanalanschlusseinheiten,
- Last- und richtungsabhängige Ablaufsteuerung.

Die Auswahl von Dateneinheiten, die an das andere Teilnetz gerichtet sind, erfolgt in den Kanalzugriffseinheiten. Dabei beschränkt sich der Adreßvergleich bei der Rahmenkopf-Bearbeitung auf das Erkennen der Teilnetz-Kennung im Adressierungsfeld der Daten-Rahmen (siehe Abschnitt 4.2.2).

#### 4.4.3 Prozeß-Struktur der Koppereinheit

Kennzeichnend für die Prozeß-Struktur der Koppereinheit der Relaisstation ist die symmetrische Aufteilung auf die beiden Datenflußrichtungen und die beiden Teilnetze (siehe Bild 4.12).

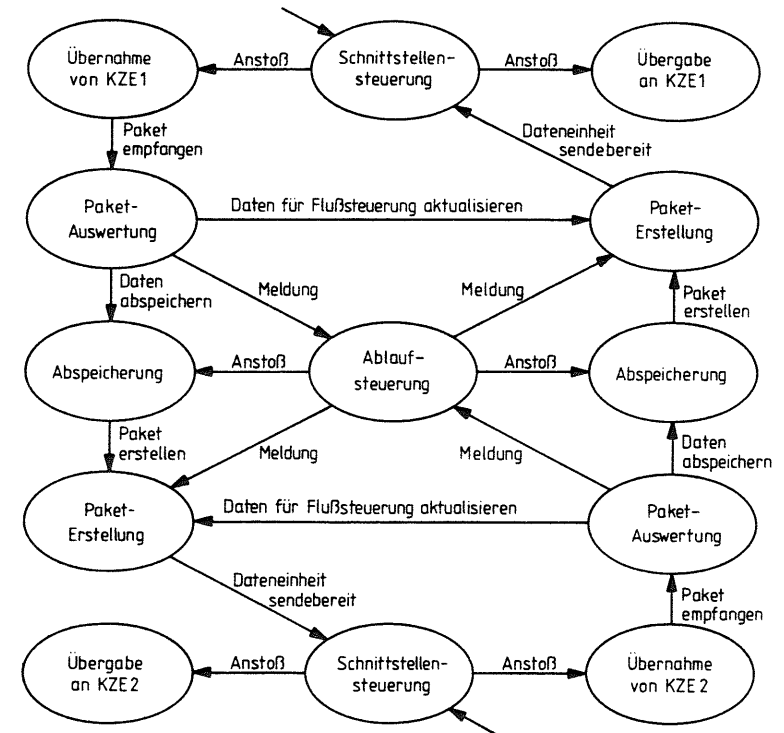


Bild 4.12: Prozeß-Struktur der Koppereinheit

Die Prozesse "Übernahme von KZE", "Übergabe an KZE", "Paket-Auswertung", "Paket-Erstellung", "Speicherung" und "Schnittstellensteuerung" stimmen mit den entsprechenden Prozessen in einer



Netzzugangseinheit überein (siehe Abschnitt 4.3.1). Der Ablaufsteuerungsprozeß koordiniert alle anderen Prozesse und steuert den Auf- und Abbau der Verbindungen, die über die Relaisstation laufen.

4.4.4 Hardware-Struktur der Kopeleinheit

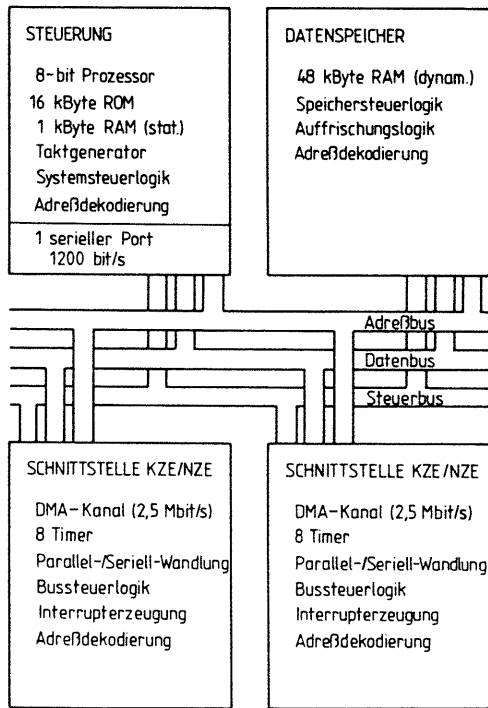


Bild 4.13: Hardware-Struktur der Kopeleinheit

Analog der Netzzugangseinheit basiert die Hardware-Struktur der Kopeleinheit auf modularen Teileinheiten, die ein paralleler Bus miteinander verbindet (siehe Bild 4.13).

Die Schnittstellen zwischen KZE und Kopeleinheit, sowie der Datenspeicher stimmen in ihrem Aufbau mit den entsprechenden Einheiten einer NZE überein (siehe Abschnitt 4.3.2). Gegenüber der Steuerung einer NZE enthält die Steuerung der Kopeleinheit einen erweiterten Programmspeicher (16 kByte Festwertspeicher) und zusätzlich eine serielle Schnittstelle zum Anschluß eines Bedienungsterminals.

4.4.5 Software-Struktur

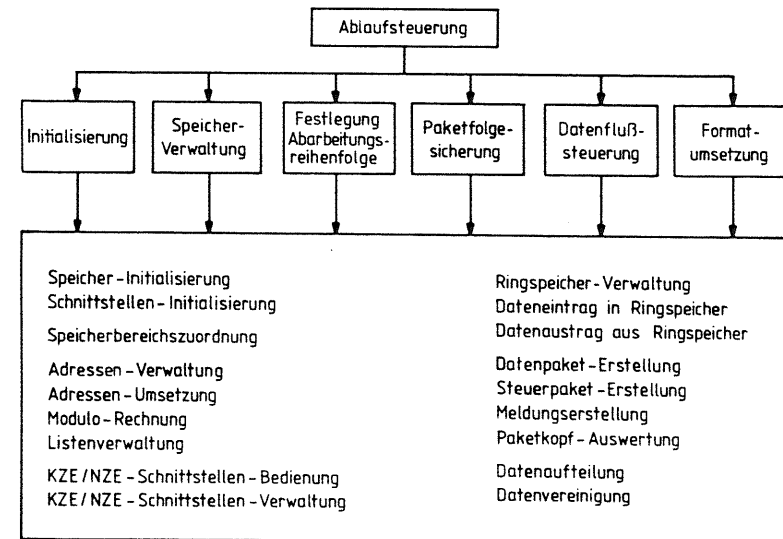


Bild 4.14: Software-Struktur der Kopeleinheit

Die Software-Struktur der Relaisstation ist gegliedert in drei Ebenen (siehe Bild 4.14). Die oberste Ebene bildet die Ablaufsteuerung. Sie enthält die Interruptbearbeitung und die Zeitüberwachungen. Die zweite Ebene ist zuständig für die Initialisierung der Relaisstation, die lastabhängige Festlegung der Abarbeitungsreihenfolge, die Organisation der Datenspeicher, die Paketfolgesicherung, die Formatumsetzung und die Datenflußsteuerung. Die zweite Ebene greift auf unterstützende Dienstprogramme zu, die die dritte Ebene bilden.

#### 4.5 Zusammenfassung

In diesem Kapitel ist die Implementierung eines Lokalen Netzes vorgestellt worden, das eine zweistufige Netzstruktur aufweist. Die Anforderungen an das Lokale Netz wurden beschrieben und die verwendeten Datenformate wurden definiert. Die aus den Anforderungen resultierenden Aufgaben und ihre Verteilung innerhalb der Anschluß-Stationen, sowie die Aufteilung der Stationen in Kanalzugriffseinheit und Netzzugangseinheit wurden erläutert. Ausgehend von der Struktur der logischen Prozesse in den beiden Komponenten der Stationen wurde der Aufbau der Kanalzugriffseinheit und der Netzzugangseinheit in Hardware und Software beschrieben. Die Gliederung der Anschluß-Stationen in Teilkomponenten und die Orientierung der Funktionsverteilung an der Architektur des Basis-Referenzmodells unterstützt das Konzept eines integrierten Daten-Transportsystems. Die funktionsbezogene Hardware-Struktur der Kanalzugriffseinheit und ihre Aufteilung in ausführende und steuernde Einheiten unterstützt eine weiterführende Integration der Kanalzugriffseinheit in Form hochintegrierter Schaltungen. Der modulare Aufbau der Netzzugangseinheit erlaubt eine flexible Anpassung der Anschluß-Stationen an die Bedürfnisse der Benutzer durch Bereitstellung unterschiedlicher Endgeräte-Schnittstellen.

Leistungsuntersuchungen zur Struktur der Anschluß-Stationen sind in Kapitel 5 dargestellt.

Der letzte Abschnitt des Kapitels beschreibt die Kopplung zweier Lokaler Netze. Die Gliederung der Relaisstation basiert auf der Struktur der Anschluß-Stationen: Sie zerfällt in die, den Teilnetzen zugeordneten, Kanalzugriffseinheiten und die Koppereinheit, und folgt somit in ihrer funktionellen Gliederung den Erweiterungen des Basis-Referenzmodells für die Vermittlungs- und Sicherungsschicht. Ausgehend von der Prozeß-Struktur der Koppereinheit wurde die Umsetzung der Funktionen auf eine Hardware- und Software-Struktur dargestellt.

## 5. Verkehrstheoretische Leistungsuntersuchungen des Lokalen Netzes

### 5.1 Modellbildung und Analysemethoden

Die Untersuchung komplexer Vorgänge in realen Systemen basiert häufig auf der Betrachtung von Modellen. Bei Kommunikationssystemen wie den Lokalen Netzen sind es verkehrstheoretische Modelle, die die qualitative und quantitative Beschreibung des Geschehens, sowie eine Beurteilung der Leistungsfähigkeit erlauben.

Ein verkehrstheoretisches Modell bildet die logischen und zeitlichen Zusammenhänge eines Ablaufgeschehens mit Hilfe von abstrakten Modellelementen ab, die die realen Systemkomponenten und ihr logisches Zusammenspiel widerspiegeln. Durch die Modellbildung wird die Systemstruktur, die Systemorganisation, sowie das dynamische Ablaufgeschehen auf die entsprechenden Modellelemente und auf modellbezogene äquivalente Vorgänge umgesetzt. Je nach Betrachtungsweise ist hierbei zu unterscheiden in funktionelle und verkehrssbezogene Modelle. Die funktionellen Modelle dienen insbesondere zur Nachbildung der einzelnen funktionellen Zusammenhänge zwischen den Eingangs-, Zustands- und Ausgangsparametern eines Systems, während bei den verkehrsbezogenen Modellen die Systemreaktion auf die Gesamtheit aller in zufälliger Reihenfolge eintreffenden Anforderungen betrachtet wird.

Für die Modelluntersuchungen stehen sowohl analytische als auch simulative Methoden zur Verfügung. Analytische Methoden sind im allgemeinen gekennzeichnet durch:

- notwendige Modellvereinfachungen,
- nicht immer in expliziter Form angebbare Lösungen,
- exakte oder approximative Lösung,
- leicht realisierbare Parameterstudien,
- niedrige Rechenzeiten.

Simulative Methoden sind durch folgende Kriterien ausgewiesen:

- beliebiger Detaillierungsgrad,
- Resultate liegen als statistische Ergebnisse vor,
- aufwendige Programmierung,
- Parameterstudien nur mit großem Aufwand möglich,
- hohe Rechenzeiten.

Die bei Anwendung analytischer Methoden notwendigen Modellvereinfachungen, wie Unabhängigkeitsannahmen, spezielle Verteilungsfunktionen oder Strukturvereinfachungen, können mit Hilfe der simulativen Methoden auf ihre Zulässigkeit überprüft werden.

### 5.1.1 Verkehrstheoretische Modellbildung

Zur vollständigen Beschreibung von Verkehrsmodellen sind Angaben zur Kennzeichnung der Struktur, der Betriebsweise und des Verkehrs notwendig.

#### 5.1.1.1 Struktur des Verkehrsmodells

Die Struktur eines Verkehrsmodells ist gekennzeichnet durch die Anzahl und Anordnung der Modellelemente und durch die Systemtopologie, die die Verbindungswege zwischen den Elementen definiert (siehe Bild 5.1).

Als strukturelle Elemente sind zu nennen:

- Verkehrsquellen (source), in denen Anforderungen nach einem definierten Prozeß (Ankunftsprozeß) erzeugt werden,
- Warteschlangen (queue), zur Speicherung von Anforderungen,

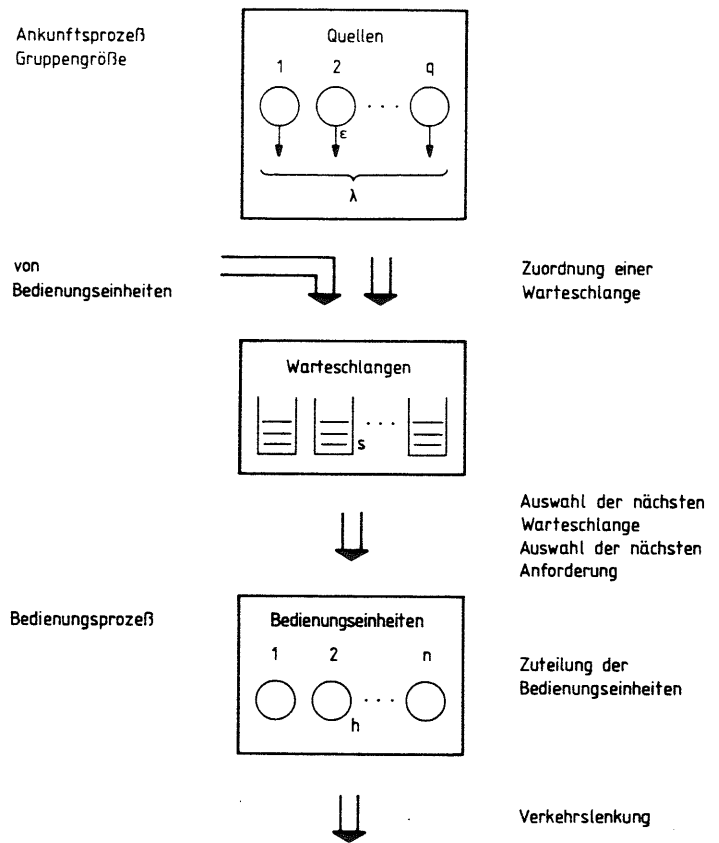


Bild 5.1: Allgemeines verkehrstheoretisches Modell

- q Anzahl der Quellen
- $\epsilon$  Rate/Quelle
- $\lambda$  Gesamtrate
- s Anzahl der Warteplätze
- n Anzahl der Bedienungseinheiten
- h mittlere Bedienungsdauer

- Bedienungseinheiten (server), zur Nachbildung von zeitverbrauchenden Abläufen, wie zum Beispiel Bearbeitungs- oder Übertragungsvorgänge,
- Schalter (switch), zur Unterbrechung oder alternativen Auswahl eines Verbindungsweges,
- Verzweigungen zum Weiterleiten von Anforderungen nach Richtungen.

### 5.1.1.2 Organisation des Verkehrsmodells

Die Organisation (Betriebsweise) des Verkehrsmodells legt die Einordnung der Anforderungen in Warteschlangen und die Abfertigung durch Bedienungseinheiten fest. Hierzu zählen:

- die Auswahl einer Bedienungseinheit aus einer Gruppe gleichartiger Einheiten (service unit allocation),
- die Auswahl einer Warteschlange aus einer Gruppe von Warteschlangen (queue allocation) bei Ankunft einer Anforderung,
- die Auswahl der nächsten Warteschlange nach dem Ende einer Bedienung (interqueue discipline),

Diese Auswahlmechanismen arbeiten zyklisch, sequentiell, prioritätsgesteuert, oder zufällig. Die Auswahl aus einer Gruppe von Warteschlangen kann auch nach topologischen Vorgaben oder zustandsabhängig erfolgen.

- die Auswahl der nächsten Anforderung innerhalb einer Warteschlange (intraqueue discipline), wie zum Beispiel in der Reihenfolge des Eintreffens (FIFO), zufällig (RANDOM) oder in inverser Reihenfolge des Eintreffens (LIFO),

- die Abarbeitung von Anforderungen mit unterschiedlicher Dringlichkeit, wobei zwischen unterbrechender und nichtunterbrechender Priorität (preemptive/nonpreemptive priority) unterschieden wird,
- die Behandlung von Blockierungen bei Antreffen einer vollen Warteschlange oder bei vollbelegten erreichbaren Bedienungseinheiten, wie zum Beispiel Verlust, Wiederbelegung der vorgeschalteten Bedienungseinheit (Wiederholung einer Übertragung) oder auch Änderung der Abfertigungsstrategie durch die nachgeschaltete Bedienungseinheit bei Feststellen einer drohenden Blockierung,
- die Angaben zur Verkehrslenkung der Anforderungen (routing) an Verzweigungspunkten, wie zum Beispiel feste, zufällige, adaptive oder anforderungsabhängige Verkehrslenkung.

Bei verteilt arbeitenden Systemen wird die Organisation des Verkehrsmodells wesentlich von den durch Protokolle festgelegten Mechanismen und ihren Parametern bestimmt. Es handelt sich hierbei beispielsweise um

- Quittierungsmechanismen zur Beschreibung des zeitlichen Ablaufs der Sicherung einer Datenübermittlung, wie zum Beispiel sofortige Bestätigung nach Erhalt einer Dateneinheit (Zwangslaufverfahren, Handshaking) oder Bestätigung einer Gruppe von Dateneinheiten durch eine gemeinsame Quittung (Fenstermechanismus),
- Wiederholungsstrategien zur Definition des Verhaltens eines Systems nach Übermittlungsfehlern, wie zum Beispiel Anforderung einer sofortigen Wiederholung oder Wiederholung im Rahmen einer Datenflußsteuerung.

### 5.1.1.3 Verkehrsgeschehen

Das Verkehrsgeschehen wird durch die Verkehrsbeziehungen innerhalb des betrachteten Modells (Verkehrsmatrix) und durch die statistischen Eigenschaften der Ankunftszeitpunkte und der Bedienungszeiten von Anforderungen beschrieben. In der Regel haben die Ankunftsabstände und die Bedienungszeiten eine zufällige Charakteristik, so daß der zeitliche Ablauf einem stochastischen Prozeß entspricht.

Folgende Prozesse definieren das Verkehrsgeschehen:

- Ankunftsprozeß: Er ist beschrieben durch die Verteilung der Ankunftsabstände der Anforderungen als unabhängige und identisch verteilte Zufallsvariable  $T_A$  (interarrival time). Die Verteilungsfunktion

$$A(t) = P\{T_A \leq t\} \tag{5.1}$$

ist definiert als die Wahrscheinlichkeit, daß der Ankunftsabstand  $T_A$  höchstens gleich der beliebigen Zeit  $t$  ist. Der Kehrwert des mittleren Ankunftsabstandes  $a = E[T_A]$  ist als mittlere Ankunftsrate definiert:

$$\lambda = 1/a. \tag{5.2}$$

- Bedienungsprozeß: Er ist beschrieben durch die Verteilung der Bedienungszeiten der Anforderungen als unabhängige und identisch verteilte Zufallsvariable  $T_H$  (holding time). Es gilt entsprechend::

$$H(t) = P\{T_H \leq t\}. \tag{5.3}$$

Der Kehrwert der mittleren Bedienungsdauer  $h = E[T_H]$  ist als mittlere Bedienungsrate definiert:

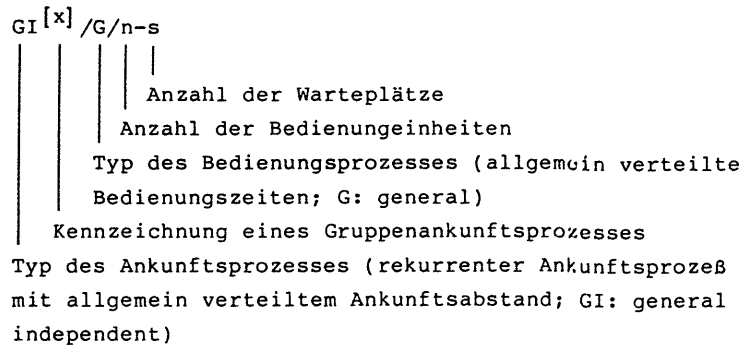
$$\mu = 1/h. \quad (5.4)$$

- Gruppenankunftsprozeß/Gruppenbedienungsprozeß: Treffen mehr als eine Anforderung gleichzeitig ein, so liegt ein Gruppenankunftsprozeß vor. Ein Gruppenbedienungsprozeß ist gekennzeichnet durch eine sukzessive oder parallele Bedienung mehrerer wartender oder eintreffender Anforderungen. Neben der Beschreibung des Ankunftsabstandes beziehungsweise der Bedienungszeit ist die Verteilung der Gruppengröße anzugeben. Mit  $K$  als diskreter Zufallsvariablen ist

$$g(k) = P\{K = k\} \quad (5.5)$$

die Wahrscheinlichkeit, daß eine Gruppe aus genau  $k$  Anforderungen besteht.

Die Charakterisierung einstufiger Verkehrsmodelle erfolgt durch die erweiterte Form der von Kendall 1954 eingeführten Notation:



Die wichtigsten Verteilungen für den Ankunfts- beziehungsweise den Bedienungsprozeß sind in Tabelle 5.1 zusammengestellt /8/.

Kurzbez.	Mathematische Beschreibung	Mittelwert Variationskoeffizient	Graphische Darstellung
M	$F(t) = 1 - e^{-\mu t}$	$E[T] = 1/\mu$ $c = 1$	
D	$F(t) = \begin{cases} 0, & t < 1/\mu \\ 1, & t \geq 1/\mu \end{cases}$	$E[T] = 1/\mu$ $c = 0$	
$E_k$	$F(t) = 1 - e^{-k\mu t} \sum_{j=0}^{k-1} \frac{(k\mu t)^j}{j!}$ $k = 1, 2, \dots$	$E[T] = 1/\mu$ $c = 1/\sqrt{k}$	
$H_k$	$F(t) = 1 - \sum_{i=1}^k p_i e^{-\mu_i t}$ $k = 1, 2, \dots; \sum_{i=1}^k p_i = 1$	$E[T] = \sum_{i=1}^k p_i / \mu_i$ $c = \sqrt{\frac{2 \cdot \sum_{i=1}^k p_i / \mu_i^2}{E[T]^2} - 1}$	

Tabelle 5.1: Ankunfts-/Bedienungsprozesse für verkehrstheoretische Modelle

### 5.1.2 Charakteristische Verkehrsgrößen

Ziel der verkehrstheoretischen Untersuchungen ist es, charakteristische Werte anzugeben, die die Zusammenhänge zwischen Struktur, Betriebsweise und Verkehrsgeschehen deutlich machen.

Wichtige Kriterien für die Leistungsfähigkeit eines Systems sind:

- Verlustwahrscheinlichkeit  $B$  (loss probability): Wahrscheinlichkeit, daß eine eintreffende Anforderung eine volle Warteschlange antrifft und abgewiesen wird.
- Blockierungswahrscheinlichkeit  $p_B$  (blocking probability): Wahrscheinlichkeit, daß eine Bedienungseinheit belegt ist, das heißt für nachfolgende Anforderungen blockiert ist.
- Wartewahrscheinlichkeit  $W$  (waiting probability): Wahrscheinlichkeit, daß eine eintreffende Anforderung auf ihre Bedienung warten muß.
- mittlere Systembelastung  $E[X]$  (mean system occupancy): Mittlere Anzahl von Anforderungen, die sich gleichzeitig im betrachteten System befinden.
- mittlere Wartebelastung  $\Omega$  (mean queue length): Mittlere Anzahl an Anforderungen, die in einer Warteschlange warten (mittlere Warteschlangenlänge).
- mittlere Wartezeit  $w = E[T_w]$  (mean waiting time): Mittelwert der Wartezeiten aller Anforderungen in einer Warteschlange, bezogen auf alle eintreffenden Anforderungen.
- mittlere Wartezeit  $t_w$  (mean waiting time): Mittelwert der Wartezeiten aller Anforderungen in einer Warteschlange, bezogen auf alle wartenden Anforderungen.
- mittlere Durchlaufzeit  $E[T_f]$  (mean flow time): Summe der mittleren Warte- und Bedienungszeiten, die eine Anforderung vom Eintreffen bis zum Verlassen eines Systems erleidet.

- mittlerer Durchsatz  $D$  (throughput): Anzahl an Anforderungen, die im Mittel pro Zeiteinheit ein System oder einen Punkt innerhalb eines Systems durchlaufen.
- mittlere Auslastung  $g$  (load): Zeitanteil, in dem eine Bedienungseinheit belegt ist.

In vielen Fällen reichen die Mittelwerte und Wahrscheinlichkeiten zur Beschreibung des Systemverhaltens und der Leistungsfähigkeit aus. Sind diese Angaben jedoch nicht hinreichend, so sind die Verteilungsfunktionen der charakteristischen Größen zu bestimmen. Diese liefern eine vollständige Beschreibung der Schwankungen einer Größe um ihren Mittelwert.

Eine bei Leistungsuntersuchungen oft benutzte Beziehung in Warteschlangensystemen wird von Little /57/ angegeben: Gegeben sei ein System in stationärem Gleichgewicht, das einen beliebigen Teil eines Warteschlangensystems darstellt. Wird diesem System ein beliebiger Ankunftsprozeß mit der Ankunftsrate  $\lambda$  angeboten und sind im Mittel  $E[X]$  Anforderungen in diesem System, wobei  $E[T_f]$  die mittlere Durchlaufzeit durch das System sei, so gilt:

$$\lambda \cdot E[T_f] = E[X]. \quad (5.6)$$

Ein Zusammenhang zwischen der mittleren Wartezeit  $w$  beziehungsweise  $t_w$  und der mittleren Warteschlangenlänge  $\Omega$  kann ebenfalls mit Hilfe des Little'schen Theorems angegeben werden. Es gilt:

$$t_w = \frac{\Omega}{w \cdot \lambda}, \quad w = \frac{\Omega}{\lambda}. \quad (5.7)$$

5.1.3 Analytische Methoden zur Untersuchung verkehrstheoretischer Modelle

In diesem Abschnitt werden kurz einige analytische Methoden beschrieben, die der Untersuchung verkehrstheoretischer Modelle dienen. Die Darstellung beschränkt sich auf Analysemethoden, die in dieser Arbeit angewendet werden. Weitergehende Methoden aus dem umfangreichen Gebiet der analytischen Verfahren sind in den Standardwerken der Verkehrstheorie /58, 59, 60, 61, 62, 63/ ausführlich dargestellt.

5.1.3.1 Analyse Markoffscher Prozesse

Markoffsche Prozesse werden zur Analyse verkehrstheoretischer Modelle oft eingesetzt, da sie im Gegensatz zu allgemeineren Prozessen, die sich üblicherweise nur für Modelle mit einfacher Struktur verwenden lassen, auch kompliziertere Modelle adäquat beschreiben. Falls notwendig, lassen sich allgemeinere Prozesse mit Hilfe der Phasenmethode /58/ oder einer empirischen Verteilung /64, 65/ hinreichend gut mittels Markoffscher Prozesse annähern oder mit der Methode der eingebetteten Markoff-Kette sowohl stationär /58/ als auch instationär /73/ behandeln.

a) Definition eines Markoff-Prozesses

Ein zeitkontinuierlicher stochastischer Prozeß mit diskreten Werten {X(t) = x, t ≥ 0, x ∈ Z}, mit Z als Zustandsraum, wird als Markoff-Prozeß bezeichnet, wenn der zukünftige Verlauf des Prozesses nur vom Prozeßzustand x\_n zum Betrachtungszeitpunkt t\_n abhängig ist. Für den Zustand zum nächsten Betrachtungszeitpunkt t\_{n+1} gilt somit:

P{X(t\_{n+1}) = x\_{n+1} | X(t\_n) = x\_n, ..., X(t\_0) = x\_0} = P{X(t\_{n+1}) = x\_{n+1} | X(t\_n) = x\_n}. (5.8)

Betrachtet man den Prozeß zum Zeitpunkt t\_{n+1}, so ist die Prozeßentwicklung in der Vergangenheit vollständig im Prozeßzustand x\_{n+1} enthalten. Dieser Sachverhalt wird als die Gedächtnislosigkeit der Markoff-Prozesse (Markoff-Eigenschaft) bezeichnet. In /61/ ist gezeigt, daß die negativ-exponentielle Verteilung als einzige kontinuierliche Verteilungsfunktion die Markoff-Eigenschaft aufweist. Allgemein wird ein betrachteter Prozeß durch mehrere Zustandsvariablen charakterisiert (mehrdimensionaler Prozeß) und wird dann mit Hilfe eines Zustandsvektors X(t) beschrieben.

b) Die Chapman-Kolmogoroff-Differentialgleichungen

Ein Markoff-Prozeß {X(t), t ≥ 0} sei zum Zeitpunkt s im Zustand i und zu einem späteren Zeitpunkt u im Zustand j (siehe Bild 5.2). Die Übergangswahrscheinlichkeit

P\_{ij}(s,u) = P{X(u) = j | X(s) = i}, s < u (5.9)

beschreibt die Wahrscheinlichkeit, daß der Prozeß im Zeitintervall t\_{s,u} = u-s aus dem Zustand i zum Zustand j übergeht. Hierbei wird vorausgesetzt, daß die Übergangswahrscheinlichkeit p\_{ij}(s,u) nicht vom Betrachtungszeitpunkt abhängig ist, das heißt der Prozeß homogen ist. Durch Betrachtung der Prozeßzustände X\_k(v) = k, k = 0,1,2,... zu einem beliebigen Zeitpunkt v im Zeitintervall t\_{s,u} ergibt sich die Chapman-Kolmogoroff-Gleichung der Übergangswahrscheinlichkeiten p\_{ij}(s,u):

P\_{ij}(s,u) = sum\_k P\_{ik}(s,v) \* P\_{kj}(v,u), s < v < u. (5.10)



Gleichung (5.10) besagt, daß sich die Wahrscheinlichkeit des Übergangs von  $i$  nach  $j$  zusammensetzen läßt aus den, aufgrund der Markoff-Eigenschaft voneinander unabhängigen Wahrscheinlichkeiten der Übergänge vom Zustand  $i$  nach allen möglichen Zuständen  $k$  während des Zeitintervalls  $t_{s,v}$  und den Wahrscheinlichkeiten der Übergänge aus diesen Zuständen  $k$  in den betrachteten Zielzustand  $j$  im Zeitintervall  $t_{v,u}$ .

Die Kolmogoroff-Vorwärtsgleichung für die Übergangswahrscheinlichkeiten ergibt sich aus der Wahl des Zwischenzeitpunktes  $v = u - \Delta t$  und Bildung des Grenzüberganges  $\Delta t \rightarrow 0$ :

$$\frac{d}{du} p_{ij}(s,u) = -q_j(u) \cdot p_{ij}(s,u) + \sum_{k \neq j} p_{ik}(s,u) \cdot q_{kj}(u) \quad (5.11)$$

$s < u$

mit

$$q_j(u) = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{1 - p_{jj}(u - \Delta t, u)}{\Delta t} ; \quad q_{kj}(u) = \lim_{\Delta t \rightarrow 0} \frac{p_{kj}(u - \Delta t, u)}{\Delta t} .$$

$k \neq j$

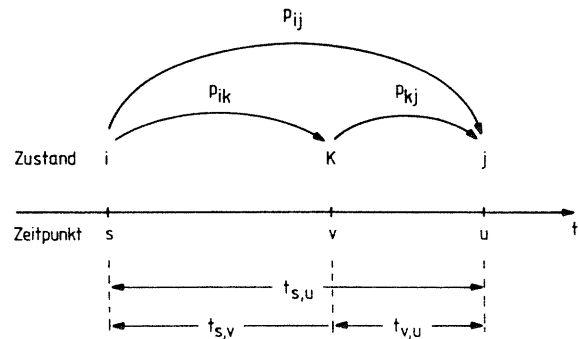


Bild 5.2: Zur Bestimmung der Chapman-Kolmogoroff-Gleichungen

$q_j(u)$  und  $q_{kj}(u)$  werden als Übergangswahrscheinlichkeitsdichten oder auch als Übergangsraten bezeichnet.

Wählt man andererseits den Zwischenzeitpunkt zu  $v = s + \Delta t$  und führt wiederum den Grenzübergang  $\Delta t \rightarrow 0$  durch, so erhält man die Kolmogoroff-Rückwärts-Differentialgleichung für die Übergangswahrscheinlichkeiten. Sie wird zur Bestimmung von Wartezeit- und Durchlaufzeitverteilungen eingesetzt.

### c) Systemzustandsprozeß

Grundlegend für die Analyse eines Verkehrsmodells sind die Zustandswahrscheinlichkeiten des betrachteten Prozesses zu einem beliebigen Zeitpunkt  $t$ :

$$P_j(t) = P\{X(t) = j\}. \quad (5.12)$$

Die Zustandswahrscheinlichkeiten lassen sich aus einer Anfangsverteilung zur Zeit  $t=0$  und den Übergangswahrscheinlichkeiten nach dem Gesetz der totalen Wahrscheinlichkeit berechnen:

$$P_j(t) = \sum_i P_i(0) \cdot p_{ij}(0,t). \quad (5.13)$$

Durch Einsetzen von Gleichung (5.11) in Gleichung (5.13) ergibt sich die Kolmogoroff-Vorwärtsgleichung der Zustandswahrscheinlichkeiten  $P_j(t)$  zum beliebigen Zeitpunkt  $t$ :

$$\frac{d}{dt} P_j(t) = -q_j(t) \cdot P_j(t) + \sum_{k \neq j} q_{kj}(t) \cdot P_k(t). \quad (5.14)$$

Zusätzlich gilt die Normierungsbedingung

$$\sum_j P_j(t) = 1. \quad (5.15)$$

In den meisten Anwendungen ist das Systemverhalten im stationären Fall von Interesse und man betrachtet das System dann in eingeschwungenem Zustand:

$$P_j = P_j(\infty) = \lim_{t \rightarrow \infty} P_j(t) \quad (5.16)$$

mit

$$\lim_{t \rightarrow \infty} \frac{d}{dt} P_j(t) = 0.$$

In diesem Fall ergibt sich aus der Kolmogoroffschen Vorwärts-Differentialgleichung ein System von linearen Gleichungen:

$$q_j P_j = \sum_{k \neq j} q_{kj} \cdot P_k. \quad (5.17)$$

Zum Aufstellen der Differentialgleichungen beziehungsweise des linearen Gleichungssystems ist das Zustandsdiagramm als Abbild sämtlicher Zustandsübergänge und der zugehörigen Übergangsraten ein anschauliches Hilfsmittel (siehe Bild 5.3).

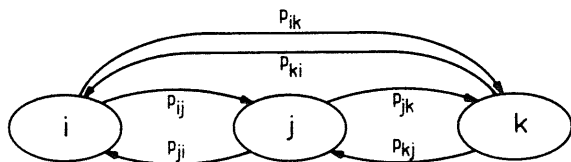


Bild 5.3: Zustandsdiagramm

Betrachtet man den Zustand j, so gilt:

- Die Übergangsrate  $q_j$  ist die Summe aller Übergangsraten, die den betrachteten Zustand j verlassen.
- Jede Übergangsrate  $q_{kj}$ ,  $k \neq j$  ist die Übergangsrate vom beliebigen Zustand k zum betrachteten Zustand j.
- Der Zustand j befindet sich im statistischen Gleichgewicht, wenn zu jedem Zeitpunkt die Rate des Zerfallens des betrachteten Zustandes gleich der Rate des Entstehens aus benachbarten Zuständen ist (siehe Gleichung 5.18).

5.1.3.2 Numerische Methodik zur Lösung verkehrstheoretischer Modelle mit Markoffschen Prozessen

Die iterative numerische Methode stellt ein leistungsfähiges und universelles Instrument zur Lösung der Kolmogoroff-Gleichungen der Zustandswahrscheinlichkeiten für den stationären Fall dar. Diese Methode setzt bezüglich der Komplexität mehrdimensionaler Markoff-Systeme und der erreichbaren Modellierungstiefe keine Grenzen. Einschränkungen bestehen lediglich durch Kriterien wie Rechenzeit, Speicherbedarf und Aufwand zur Umsetzung des betrachteten Modells in ein entsprechendes Rechenprogramm.

Zu diesem Aufwand ist zu zählen:

- die Bestimmung aller Systemzustände und der zugehörigen Übergänge,
- die Bestimmung der entsprechenden Übergangsraten,

- das Aufstellen der Zustandsgleichungen,
- eine Verifikation aller Übergänge, dergestalt, daß jedem abgehenden Übergang ein ankommender Übergang entspricht.

Diese Prüfung ist insbesondere bei komplexen Systemen von großer Wichtigkeit, da der Zustandsraum nicht mehr zusammenhängend dargestellt werden kann. Eine Einteilung des Zustandsraumes in Klassen und eine repräsentative Darstellung der Übergänge für jede Klasse erleichtert in diesen Fällen die Übersicht über den Zustandsraum.

Zur Lösung der Zustandsgleichungen werden im allgemeinen Punktiterationsverfahren nach Gauß-Seidel oder Überrelaxationsverfahren (successive overrelaxation, *SOR*) verwendet /61/. Ausgehend von einer passenden Anfangsverteilung der Zustandswahrscheinlichkeiten  $P_j^{(0)}$ , mit  $j = 1, 2, \dots, M$ , werden die einzelnen Zustandswahrscheinlichkeiten gemäß der Iterationsvorschrift bei jedem Iterationsschritt verbessert. Die Zustandswahrscheinlichkeit  $P_j$  im  $i$ -ten Iterationsschritt ist gegeben durch:

$$P_j^{(i)} = (1-\omega) P_j^{(i-1)} + \frac{\omega}{q_j} \left[ \sum_{k=0}^{j-1} q_{kj} P_k^{(i)} + \sum_{k=j+1}^M q_{kj} P_k^{(i-1)} \right]$$

$j = 1, 2, \dots, M. \quad (5.18)$

Bei diesem Verfahren werden in einem Iterationsschritt auch die bereits verbesserten Näherungswerte der Zustandswahrscheinlichkeiten berücksichtigt. Mit Hilfe des Relaxationsfaktors  $\omega$  wird die Konvergenz der Iteration beschleunigt. Dieser Faktor ist ein empirischer Wert, der für jedes Modell bestimmt werden muß. Als Richtwert kann  $1.1 < \omega < 1.4$  angesetzt werden. Ist  $\omega = 1.0$ , so erhält man die Gauß-Seidel-Iterationsmethode. Bei der Iteration

ist sicherzustellen, daß die Summe der Zustandswahrscheinlichkeiten der Normierungsbedingung (siehe Gleichung 5.16) genügt. Als Abbruchkriterium für die Iteration dient eine geeignete Konvergenzbedingung zwischen zwei aufeinanderfolgenden Iterationsschritten:

$$\sum_{j=1}^M [P_j^{(i)} - P_j^{(i-1)}] < \delta \quad (5.19)$$

mit  $\delta = 10^{-6}, 10^{-7}, 10^{-8}, \dots$ .

Eine weiteres numerisches Verfahren zur Berechnung von Warteschlangensystemen ist die rekursive Methode /74/. Grundgedanke dieser Methode ist, daß bei geeigneter Wahl von  $m$  als bekannt angenommenen Zustandswahrscheinlichkeiten  $P_i, i = 1, 2, \dots, m$ , sämtliche Zustandswahrscheinlichkeiten  $P_j, j = 1, 2, \dots, M$  als Linearkombination dieser Rekursionsstartpunkte  $P_i$  beschrieben werden können. Da diese Methode in der vorliegenden Arbeit nicht angewandt wurde, wird auf sie nicht näher eingegangen.

### 5.1.3.3 Momentenmethode

Ist nicht der Zustandsprozeß von Interesse, sondern nur die Erwartungswerte (Mittelwerte) der Prozeßgrößen, so kann auf dieses Verfahren zurückgegriffen werden. Durch die Betrachtung des Schicksals sogenannter "Testanforderungen" bei Durchlauf durch das zu untersuchende System und unter Anwendung der Erneuerungstheorie sowie des Little'schen Theorems (siehe Abschnitt 5.1.2) können die Erwartungswerte berechnet werden. Die stochastischen Prozesse des betrachteten Systems werden hierbei durch ihre ersten beiden Momente oder durch Mittelwert und Varianz charakterisiert. Voraussetzung ist im allgemeinen jedoch, daß die

Ankunftsprozesse die Markoffsche Eigenschaft besitzen. Unter dieser Voraussetzung können zum Ankunftszeitpunkt Aussagen über Rest-Dauern (zum Beispiel von Bedienungszeiten) auf der Basis der Erneuerungstheorie getroffen werden. Beispiele für die Anwendung dieses Verfahrens sind in /66, 67/ zu finden.

#### 5.1.4 Verkehrssimulation

Unter Verkehrssimulation ist die Abbildung des Ablaufgeschehens in einem Verkehrsmodell auf ein Programm, welches auf einem Digitalrechner abläuft, zu verstehen. Die wichtigsten Gründe für die Anwendung der Simulationstechnik sind:

- Bearbeitung neuer Problemstellungen, deren Lösungsweg (noch) nicht bekannt ist,
- Überprüfung von Annahmen bei der Modellbildung (Unabhängigkeiten, Prozessvereinfachungen),
- Validierung von approximativ berechneten Ergebnissen,
- Untersuchungen von Modellen mit hoher Komplexität in den Abläufen und enger wechselseitiger Beziehung zwischen den verschiedenen Parametern.

Neben problemspezifischen Simulationsverfahren wie Ruf- und Löschzahlmethode /68/, Teilruf-Simulation /69/ oder regenerative Simulation /70/ wird insbesondere die zeittreue, ereignisgesteuerte Simulationsmethode (event-by-event simulation) zur Untersuchung von Verkehrsmodellen eingesetzt /59, 71, 72/.

Bei dieser Art der Simulation wird das Ablaufgeschehen im Modell durch eine Folge von Ereignissen abgebildet, die zu diskreten

Zeitpunkten Änderungen des Systemzustandes bewirken. Im Simulationsprogramm wird dieses durch das Führen einer Ereignisliste (Kalender) verwirklicht, in der alle vorgeplanten Ereignisse eingetragen sind. Ereignisse sind je nach Typ (Ankunft einer Anforderung, Enden einer Bedienung, Erreichen einer Zeitmarke) mit einer Reihe von Aktivitäten verbunden, wie zum Beispiel Einreihen in eine Warteschlange oder Belegen einer Bedienungseinheit. Alle Aktivitäten, die zu einem Ereignis gehören, werden zum Zeitpunkt des Ereignisses ausgeführt, und das nächste Ereignis vom gleichen Typ wird vorausgeplant und in die Ereignisliste eingetragen. Nach der Abarbeitung eines Ereignisses werden in der Ereignisliste Zeitpunkt und Typ des zeitlich gesehen nächsten Ereignisses ermittelt. Auf diese Weise ist das Geschehen auf die Ereigniszeitpunkte konzentriert und das Simulationsprogramm springt von Ereigniszeitpunkt zu Ereigniszeitpunkt; die Zeitspanne dazwischen wird hingegen "simuliert".

Die Struktur und Betriebsweise des Verkehrsmodells wird durch eine entsprechende Programmstruktur abgebildet. Der Zustand der einzelnen Modellkomponenten wird in geeigneten Datenstrukturen festgehalten und bei der Abarbeitung der Ereignisse aktualisiert. Für die Bestimmung der Ereigniszeitpunkte stochastischer Größen werden zufallsabhängige Zeitintervalle benötigt, wobei die Verteilungsfunktion aber vorgegeben ist. Hierzu wird in der Regel mit Zufallszahlengeneratoren gearbeitet, die gleichverteilte Pseudo-Zufallszahlen im Intervall (0,1) erzeugen. Die ausgewürfelte Zufallszahl  $z$  wird dann zu einem Funktionswert der vorgegebenen Verteilungsfunktion transformiert (siehe Bild 5.4).

Das Simulationsprogramm wird vervollständigt durch die Messung von Zeiten, das Zählen von Ereignissen und die statistische Auswertung.

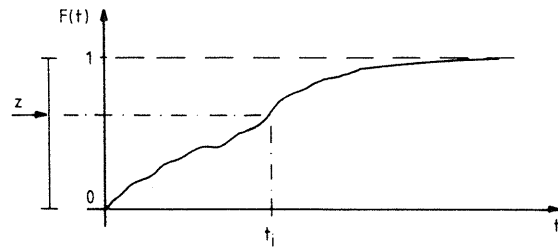


Bild 5.4: Ermittlung eines zufallsabhängigen Zeitintervalls

$z$  ausgewürfelte gleichverteilte Pseudo-Zufallszahl  
 $t_i$  ermitteltes Zeitintervall gemäß der Verteilungsfunktion  $F(t)$

Bei der stationären Simulation wird ein Simulationslauf in eine Vorlaufphase zum Erreichen des stationären Zustandes (warm up) und Teiltests zum Erhalt einer statistischen Aussagesicherheit unterteilt. Während der Simulation werden zu jedem Ereigniszeitpunkt entsprechende Meßdaten gesammelt, die am Ende eines jeden Teiltests ausgewertet werden, um Stichproben der charakteristischen Verkehrsgrößen zu erhalten. Aus den Stichproben für jede Verkehrsgröße werden am Ende der Simulation empirische Schätzwerte für Mittelwert, Varianz und mit Hilfe des Student-t-Tests /72/ ein Vertrauensintervall für eine bestimmte Aussagesicherheit (zum Beispiel 95 %) ermittelt. Die Zahl der Teiltests und die Anzahl der Ereignisse pro Teiltest ist abhängig von der gewünschten Genauigkeit der Ergebnisse. Als Richtwerte können 10 Teiltests mit je 10000 Ereignissen angesetzt werden.

Zur Untersuchung instationärer (zeitabhängiger) Vorgänge wird die Transiente Simulation eingesetzt /73/. Hierbei wird von einem genau definierten Systemzustand ausgegangen und über ein vorgegebenes Zeitintervall hinweg das Ablaufgeschehen simuliert,

wobei zu festgelegten Meßzeitpunkten Meßdaten aufgesammelt werden (Elementartest). Um Stichproben für die charakteristischen Verkehrsgrößen zu erhalten, werden mehrere Teiltests durchlaufen, die eine hinreichend große Anzahl an Elementartests enthalten (Richtwert: 10 Teiltests mit jeweils 500 Elementartests). Zur Darstellung der Ankunfts- und Bedienungsprozesse sind bei der transienten Simulation zeitabhängige Ereignisgeneratoren erforderlich.

### 5.1.5 Messungen

Eine weitere Möglichkeit leistungsbestimmende Größen eines Systems zu ermitteln, besteht in der Durchführung von Messungen an einem realen System. Hierbei ist zwischen Hardware- und Softwaremessungen zu unterscheiden, die mit Hilfe von Monitoren durchgeführt werden. Hardware-Monitore ermitteln Verkehrsgrößen mittels an das System angeschalteter Sensoren und einer entsprechenden quantitativen Auswertung der Meßgrößen. Das Ablaufgeschehen im System wird durch die Messung nicht beeinflusst. Messungen im Softwarebereich erfolgen durch sogenannte Software-Monitore. Hierbei handelt es sich um zusätzliche Meßprogramme zur Registrierung von entsprechenden Ereignissen, die entweder bei natürlichen Unterbrechungszeitpunkten im Ablaufgeschehen aktiviert werden (event-tracing), oder die zeitgesteuert in bestimmten Abständen aufgerufen werden und dann den aktuellen Systemzustand festhalten (sampling). Diese Meßprogramme beeinflussen aber immer das normale Ablaufgeschehen im betrachteten System.

Problematisch für Messungen an realen Systemen ist zum einen das Feststellen eines stationären Systemzustandes, und zum anderen die Forderung nach Durchführung der Messung in einem Zeitintervall, in dem das System einer typischen Belastung unterliegt. Beide Anforderungen können nur durch eine entsprechend lange

Meßdauer befriedigt werden. Zusätzlich besteht für vergleichende Messungen die Forderung nach einer Reproduzierbarkeit der Belastung; dieses kann nur durch den Einsatz von Lastgeneratoren erfüllt werden, die eine in allen notwendigen Parametern definierte Last erzeugen. Im allgemeinen erfordern Messungen jedoch einen hohen Aufwand und sind wenig flexibel; trotzdem sind sie aber zur Überprüfung der Genauigkeit von Modell-Aussagen unentbehrlich.

#### 5.1.6 Dekomposition und Aggregierung

Die Komplexität von Systemen, wie zum Beispiel Lokaler Netze, erzwingt bei einer analytischen Betrachtung als Gesamtsystem oft unzulässige Vereinfachungen bezüglich der Systemabläufe und des Verkehrsgeschehens.

Einen Ausweg bietet hier die Auftrennung des Gesamtsystems in Teilsysteme mit behandelbarer Struktur, die isoliert betrachtet werden können. Die Trennung (Dekomposition) erfolgt in dem Sinne, daß an der Schnittstelle zwischen benachbarten Teilsystemen die Ausgangsprozesse aus einem Teilsystem bestimmt werden und in der Analyse des anderen Teilsystems als Eingangsprozesse betrachtet werden. Dabei sind die Schnittstellen so zu legen, daß möglichst wenig Interaktionen zwischen den einzelnen Teilsystemen auftreten beziehungsweise, daß die Hypothese der Unabhängigkeit möglichst gut erfüllt ist; dieses erlaubt die Weiterbehandlung mittels regenerativer Prozesse /75/.

Das Prinzip der Aggregierung wird ebenfalls oft bei der Analyse komplexer Systeme angewandt. Hierbei werden durch Zusammenfassen und Vereinfachen von Prozessen und Mechanismen Teilsysteme dergestalt in Modelle abgebildet, daß es möglich wird, das so vereinfachte Gesamtsystem zusammenhängend zu untersuchen. Der

Vorteil dieser Methode liegt somit darin, daß an den Teilsystem-Schnittstellen keine Annahmen (wie zum Beispiel Unabhängigkeit) getroffen werden müssen.

Bei umfangreichen Systemmodellen werden heute im allgemeinen beide Methoden in Kombination angewandt /76/.

#### 5.2 Leistungsuntersuchungen des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP

Der erste Problembereich, der im Rahmen der Untersuchungen des Lokalen Netzes betrachtet wird, umfaßt das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP.

##### 5.2.1 Modellbildung

Zur Leistungsuntersuchung des Zugriffsprotokolls wird bei den einzelnen Anschluß-Stationen nur ihre Fähigkeit berücksichtigt, sendebereite Daten-Rahmen zu speichern (siehe Bild 5.5). Der Übertragungskanal ist als zentrale Bedienungseinheit modelliert, die aus drei seriellen Phasen besteht: Sendeverzögerungsphase, Übertragungsphase (Kanalbelegung) und Quittierungsphase. Die Zuteilung des Übertragungskanals gemäß dem jeweiligen Vergabeverfahren der Sendeverzögerungszeiten ist durch einen Schalter symbolisiert, der die Sendewarteschlangen der N Anschluß-Stationen mit der Bedienungseinheit verbindet. Die Anforderungen in den Sendewarteschlangen werden in der Reihenfolge ihres Eintreffens abgefertigt (FIFO). Im Falle einer Kollision werden die beteiligten Daten-Rahmen wieder auf den ersten Platz der jeweiligen Sendewarteschlangen eingespeichert; bei einem Übertragungsfehler wird die Übertragungs- und Quittierungsphase nochmals durchlaufen. Die Ankunftsabstände der Daten-Rahmen sind pro Station allgemein verteilt, mit einer mittleren Ankunftsrate  $\lambda_i$ . Die Länge der Sendeverzögerungsphase  $T_{SV}$  resultiert aus dem Minimum aller

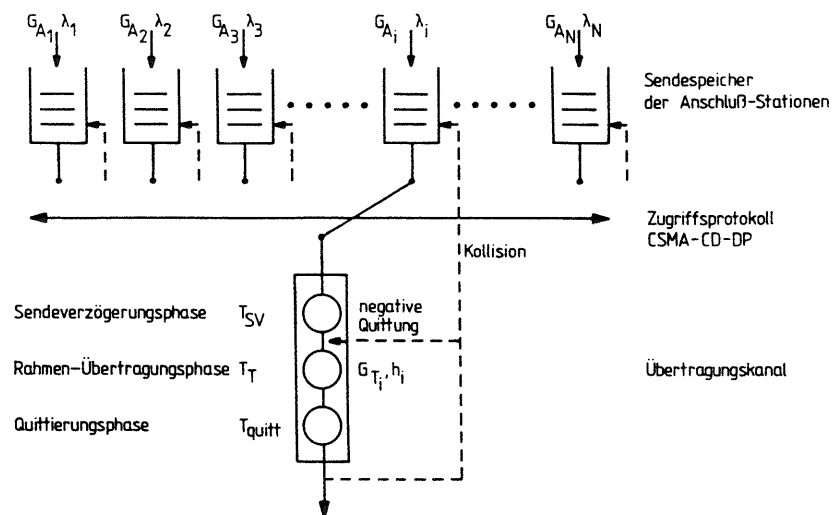


Bild 5.5: Verkehrstheoretisches Modell zur Untersuchung des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP

- N: Anzahl der Anschluß-Stationen
- $G_A$ : allgemeiner Ankunftsprozeß (Generierung von Daten-Rahmen)
- $G_T$ : allgemeiner Bedienungsprozeß (Belegung des Übertragungskanals)
- $\lambda_i$ : Ankunftsrate für Daten-Rahmen in einer Station  $i$
- $h_i$ : mittlere Übertragungszeit eines Daten-Rahmens der Station  $i$
- $T_{SV}$ : Länge der Sendeverzögerungsphase
- $T_T$ : Länge der Übertragungsphase
- $T_{quitt}$ : Länge der Quittierungsphase
- $i$ : Stationsnummer

aktuellen Verzögerungszeiten  $T_{SV,akt}$  derjenigen Stationen, die mindestens einen Daten-Rahmen zum Senden bereithalten. Die Länge der Daten-Rahmen und die Übertragungsgeschwindigkeit sind in der Übertragungsphase in einem allgemeinen Bedienungsprozeß  $G_T(i)$  als Übertragungszeit  $T_T(i)$  mit einem Mittelwert  $h_i = E[T_T(i)]$  abgebildet. Die Dauer der Quittierungsphase beträgt  $T_{quitt}$ . Die Lage der Stationen entlang des Übertragungskanals mit den daraus resultierenden Laufzeiten ist in den Längen der Übertragungs- und Quittierungsphase berücksichtigt. Es wird angenommen, daß ein Daten-Rahmen und die zugehörige Quittung immer die maximale Distanz zu durchlaufen haben.

Interne Reaktionszeiten und Verarbeitungszeiten in den Stationen sind ebenfalls nicht im Detail abgebildet, da sie im Bereich weniger Bit-Übertragungszeiten liegen und in den vorhandenen Parametern berücksichtigt werden können.

### 5.2.2 Ergebnisse

Das Verkehrsmodell wurde in ein Simulationsprogramm umgesetzt, mit dessen Hilfe alle Möglichkeiten und Varianten des Protokolls untersucht werden können. Eingabeparameter für das Simulationsprogramm sind:

- Anzahl der Anschluß-Stationen,
- Aufteilung auf Stationsklassen (Klassengröße, zugehörige Stationen),
- Kapazität der Sendewarteschlangen,
- Art des Ankunftsprozesses (Typ, Ankunftsrate),
- Art des Bedienungsprozesses (Typ, Bedienungsrate),
- Länge der Quittierungszeit,
- Länge der Zeitscheiben für die Sendeverzögerungszeiten,
- Wahrscheinlichkeit für Übertragungsfehler der Daten-Rahmen,

- Vergabeverfahren für die Sendeverzögerungszeiten,
- Parameter der Überlastkontrolle (Nummer der Station, oberer/unterer Schwellwert, maximale Anzahl der Daten-Rahmen).

Im Simulationsprogramm wird unter anderem die mittlere Wartezeit eines Daten-Rahmens bis zur erfolgreichen Übertragung, die Kanalbelastung und die Kollisionswahrscheinlichkeit gemessen.

Für die nachfolgenden Diagramme wurden folgende Annahmen getroffen:

- Die Ankunftsabstände der Daten-Rahmen sind negativ-exponentiell verteilt.
- Wegen der sehr geringen Fehlerraten in Lokalen Netzen ist die Wahrscheinlichkeit für Übertragungsfehler zu Null angenommen.
- Eine Station  $i$  trägt mit einem Angebot  $g(i) = \lambda_i \cdot E[T_T(i)]$  zur Kanalbelastung  $g_K$  bei, die definiert ist zu:

$$g_K = \sum_{i=1}^N \lambda_i E[T_T(i)].$$

- Soweit nicht anders angegeben, ist die Kanalbelastung symmetrisch aufgeteilt:  $E[T_T(i)] = E[T_T]$ ,  $\lambda_i = \lambda$ ,  $i = 1, 2, \dots, N$ .

Pro Kurve sind jeweils 10-15 Meßwerte ermittelt worden. Die Anzahl der Ereignisse ist für jeden Simulationslauf so gewählt, daß die Vertrauensintervalle für eine 95%-Aussagesicherheit nie größer als 10% der Absolutwerte sind. Aus Gründen einer übersichtlichen Darstellung wurde auf die Angabe der Vertrauensintervalle in den Diagrammen verzichtet.

### 5.2.2.1 Symmetrische Lastaufteilung

Die Parameter, die die Leistungsfähigkeit des Zugriffsprotokolls hauptsächlich beeinflussen, werden bei symmetrischer Aufteilung der Kanalbelastung betrachtet. Diese Parameter sind: Anzahl der Stationen, Länge der Quittierungszeiten, Länge der Zeitscheiben für die Sendeverzögerungszeiten und Verteilung der Längen der Daten-Rahmen.

Bild 5.6 zeigt die mittlere Wartezeit  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$  als Funktion der Kanalbelastung  $g_K$  für verschiedene Quittierungszeiten. Da das Verhältnis der Quittierungszeit zur Übertragungszeit bei den üblichen Rahmenlängen in Lokalen Netzen kleiner als 0.01 ist und dadurch die Wartezeiten nur sehr wenig beeinflußt werden, ist für alle weiteren Untersuchungen die Quittierungszeit zu Null angenommen. Sie kann darüberhinaus bei konstanter Rahmenlänge auch direkt in der Übertragungszeit berücksichtigt werden. Ist das Verhältnis zwischen der Länge der Zeitscheiben für die Sendeverzögerungszeiten  $T_0$  und der mittleren Übertragungszeit  $E[T_T]$  festgelegt und steigt die Anzahl der Stationen, so weichen bei höherer Kanalbelastung die Wartezeiten vom erwarteten Idealverlauf ab (siehe Bild 5.7). Dieses ist bedingt durch die große Länge der Reservierungsphase des Zugriffsprotokolls und der daraus resultierenden Überhol-effekte: Einerseits werden, bedingt durch die aktuellen Sendeverzögerungszeiten, später ankommende Daten-Rahmen vor bereits länger wartenden Daten-Rahmen übertragen, andererseits müssen Daten-Rahmen, die nach dem Zeitpunkt der Sendeberechtigung in einer Station eintreffen, entsprechend länger bis zur nächsten Sendeberechtigung warten. Bei nicht-konstanter Rahmenlänge hat die Anzahl der Stationen einen geringeren Einfluß auf den Verlauf der Wartezeiten.



Ist die Anzahl der Stationen festgelegt, so wird die Wartezeit der Daten-Rahmen durch das Verhältnis  $T_0/E[T_T]$  bestimmt (siehe Bild 5.8). Sind die räumliche Ausdehnung  $d$ , die Ausbreitungsgeschwindigkeit  $v_1$ , die mittlere Rahmenlänge  $E[l_R]$  und die Übertragungsgeschwindigkeit  $v_T$  bekannt, so berechnet sich die Länge der Zeitscheiben  $T_0$  zu

$$T_0 = 2 \cdot \frac{d}{v_1}, \quad (5.20)$$

und die Kanalbelegungszeit (Übertragungszeit)  $E[T_T]$  beträgt dann

$$E[T_T] = \frac{E[l_R]}{v_T} + \frac{d}{v_1}. \quad (5.21)$$

Daraus ergibt sich:

$$\frac{T_0}{E[T_T]} = \frac{2 \cdot d \cdot v_T}{d \cdot v_T + E[l_R] \cdot v_1}. \quad (5.22)$$

Für Lokale Netze liegt dieses Verhältnis im Bereich zwischen 0.05 und 0.001. Aus den Diagrammen 5.6 bis 5.8 ist zu entnehmen, daß das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP wirksam eingesetzt werden kann, wenn gilt:

$$N \cdot T_0 / E[T_T] < 0.5. \quad (5.23)$$

Da die Parameter  $T_0$  und  $E[T_T]$  durch die Topologie des Lokalen Netzes und seine Anwendung festgelegt sind, ist die Anzahl der Anschluß-Stationen klein zu halten, um eine hohe Leistungsfähigkeit des Protokolls zu erzielen.

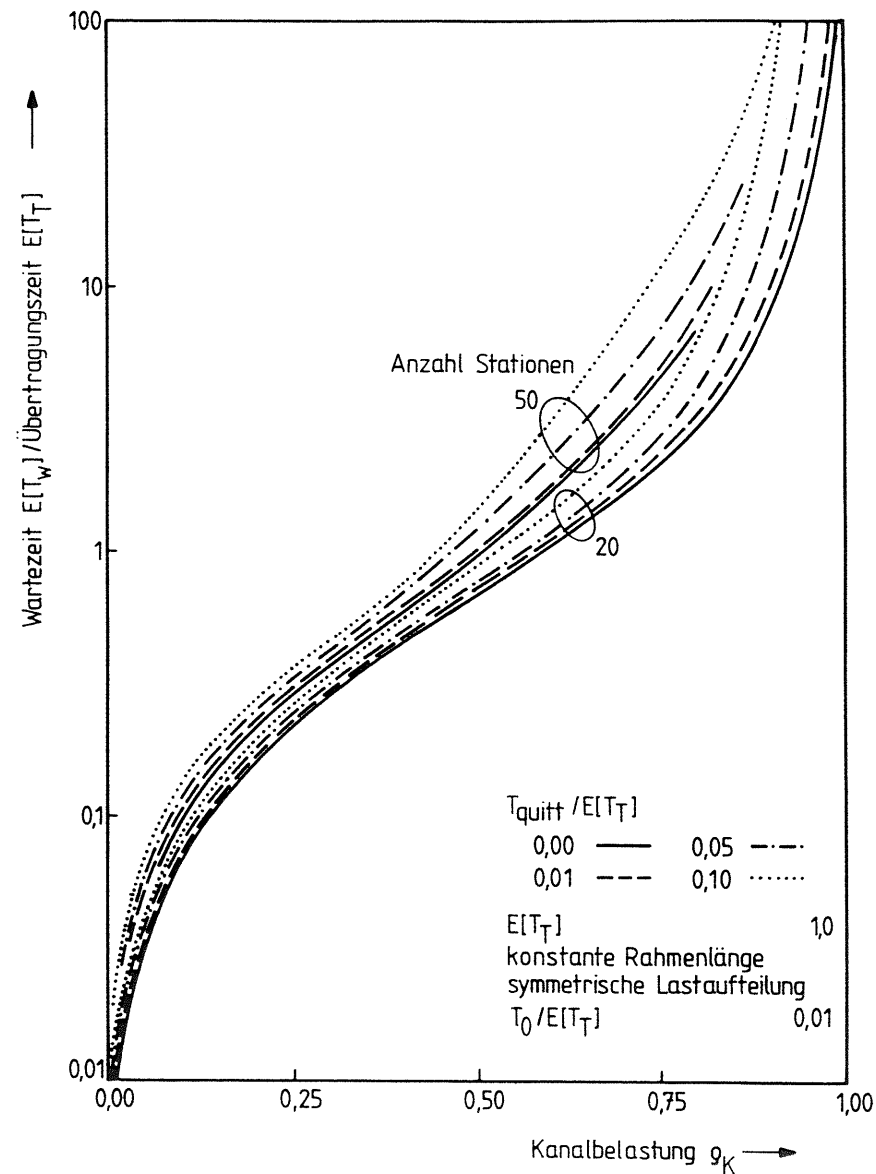


Bild 5.6: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Einfluß der Quittierungszeit

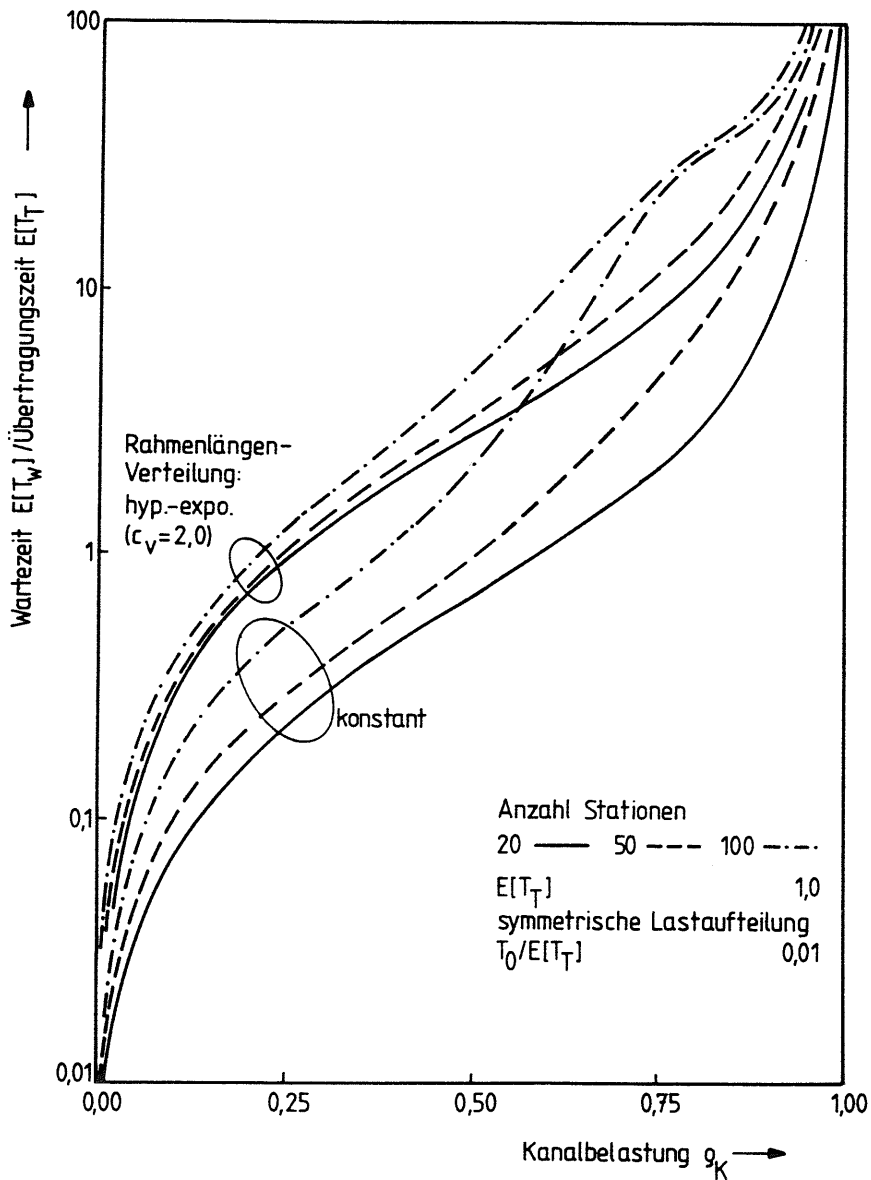


Bild 5.7: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Einfluß der Anzahl der Stationen und  
der Verteilung der Länge der Daten-Rahmen

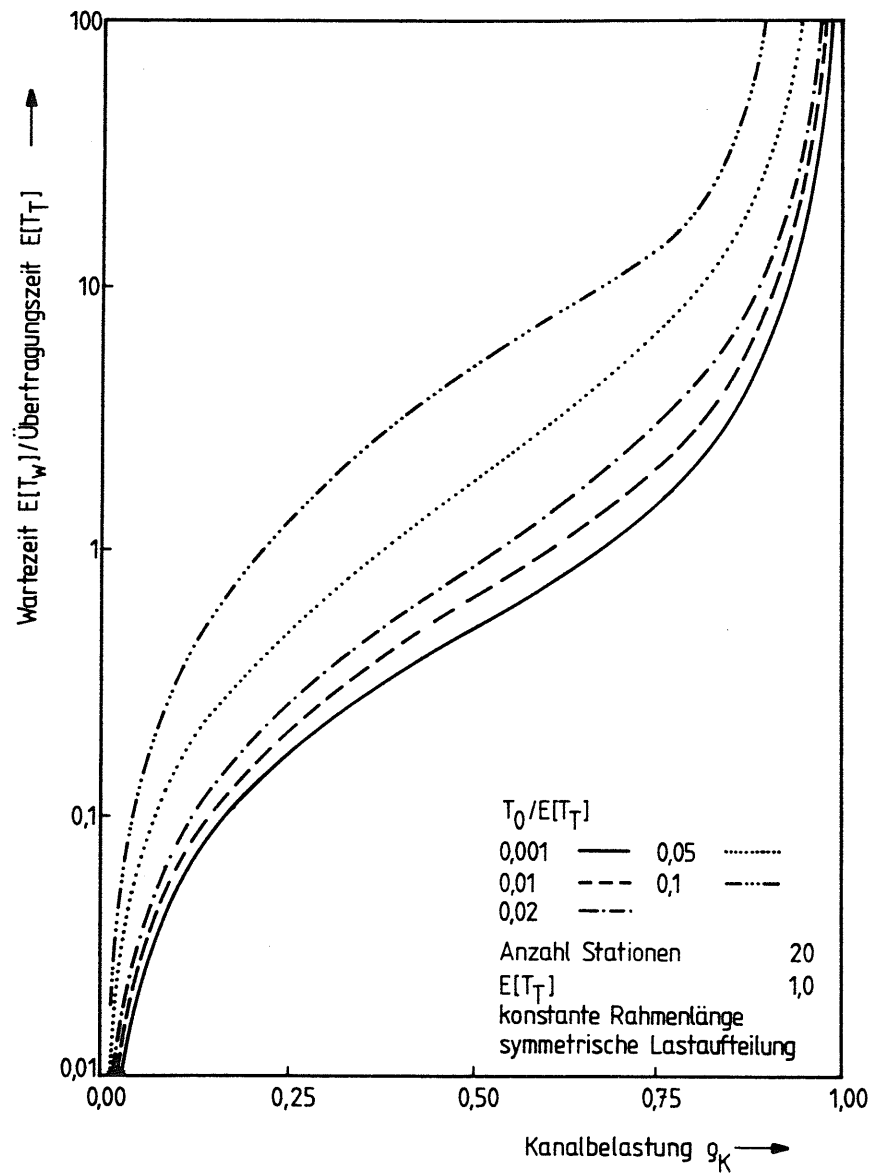


Bild 5.8: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Einfluß des Verhältnisses  $T_0/E[T_T]$

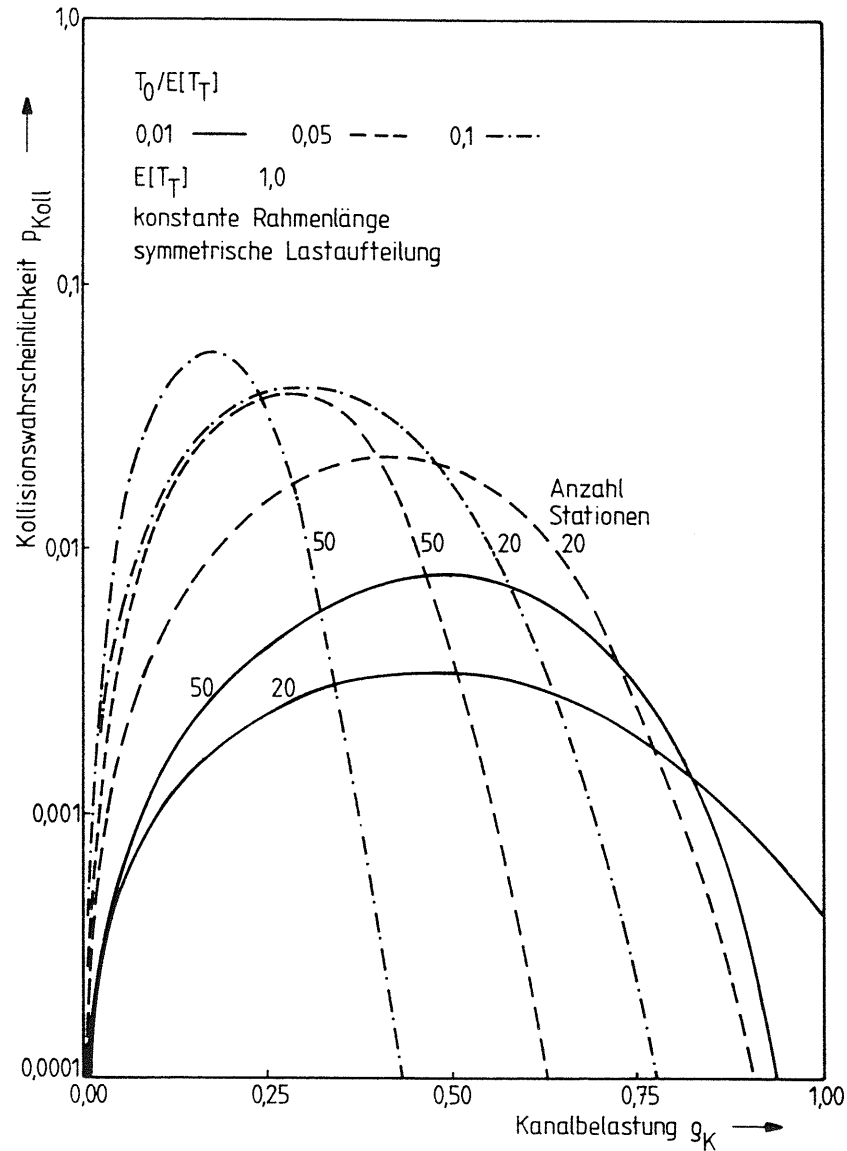


Bild 5.9: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Kollisionswahrscheinlichkeit  $p_{Koll}$

Nach Abschnitt 3.2.1 treten Kollisionen nur im Wettbewerbsmodus des Protokolls zu Beginn der ersten Übertragung auf. Ein Daten-Rahmen kann somit maximal einmal kollidieren. Mit steigender Kanalbelastung geht das Protokoll zunehmend in den kollisionsfreien Reservierungsmodus über. Bild 5.9 stellt den Verlauf der Kollisionswahrscheinlichkeit  $p_{Koll}$  als Funktion der Kanalbelastung  $g_K$  dar. Abhängig vom Verhältnis  $T_0/E[T_T]$  und von der Anzahl der Stationen steigt die Kollisionswahrscheinlichkeit mit steigender Kanalbelastung bis zu einem Maximalwert an und fällt dann aber bei weiter steigender Kanalbelastung wieder ab. Wird die Anzahl der Stationen erhöht, so steigt bei gleicher Kanalbelastung die Wahrscheinlichkeit, daß mehr Stationen gleichzeitig auf den Übertragungskanal zugreifen wollen. Der Absolutwert der Kollisionswahrscheinlichkeit nimmt deshalb zu. Ist  $T_0/E[T_T]$  relativ groß, so wird die Reservierungsphase im Anschluß an eine Übertragung entsprechend länger. Die Stationen erhalten damit eine größere Chance, eine kollisionsfreie Übertragung durchzuführen: Die Wahrscheinlichkeit für Kollisionen nimmt deshalb mit wachsendem Verhältnis  $T_0/E[T_T]$  bei steigender Kanalbelastung stärker ab.

#### 5.2.2.2 Unsymmetrische Lastaufteilung

Unsymmetrische Lastverhältnisse treten in Lokalen Netzen zum Beispiel beim Absenden größerer Datenmengen durch eine Anschluß-Station (File-Transfer) oder bei Betrieb eines Rechners an einer Anschluß-Station, auf den mehrere Endgeräte zugreifen, auf.

Das Verhalten der verschiedenen Vergabeverfahren für die Sendeberechtigungen bei Vorhandensein einer Station mit hohem Angebot zeigt Bild 5.10. Dargestellt ist über der Stationsnummer  $i$  die mittlere Wartezeit  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$ . Die zyklische Vergabe der Sendeberechtigungen führt zu einem unfairen Verhalten des Lokalen Netzes: Stationen, die

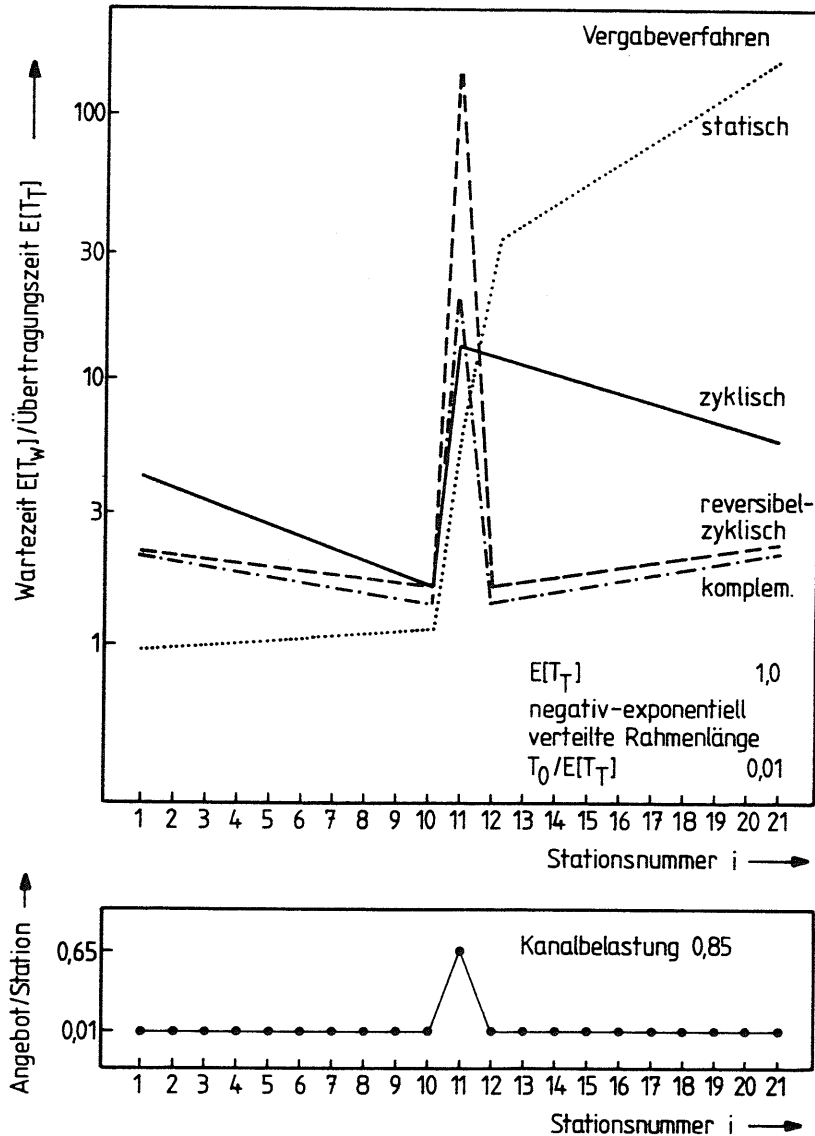


Bild 5.10: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Verhalten der Vergabeverfahren bei  
unsymmetrischer Lastaufteilung

ein gleiches Angebot aufweisen, besitzen unterschiedliche Wartezeiten. Dieses ist bedingt durch die häufigen Übertragungen der hochbelasteten Station und der dadurch, aus Sicht der Ankünfte von Daten-Rahmen in einer Station mit niedrigem Angebot, unregelmäßig erfolgenden Weiterschaltung der Sendeberechtigungen. Das komplementäre und das reversibel-zyklische Vergabeverfahren begrenzen hingegen die Auswirkungen der hohen Belastung strikt auf die Station mit hohem Angebot, und alle anderen Stationen weisen Wartezeiten auf, die in gleicher Größenordnung liegen. Bei statischen Prioritäten, die im dargestellten System proportional zur Stationsnummer angeordnet sind, wächst die Wartezeit mit steigender Stationsnummer, wobei die unsymmetrische Lastaufteilung eine zusätzliche Erhöhung der Wartezeiten in den Stationen mit niedriger Priorität bewirkt. Wie aus Bild 5.11 ersichtlich ist, ergibt sich bei Verlagerung des hohen Angebots auf eine andere Station ein prinzipiell gleiches Verhalten der Vergabeverfahren. Bezüglich ihrer Position zueinander sind die Stationen logisch ringförmig angeordnet: Die Wartezeit einer Station hängt beim zyklischen Vergabeverfahren ab von ihrer "Distanz" zur hochbelasteten Station. Beim komplementären und reversibel-zyklischen Verfahren ist eine leichte Abhängigkeit der Wartezeiten von der Position der Stationen mit gleichem Angebot pro Station festzustellen. Dieses ist auf eine zu grobe Rasterung der Sendeverzögerungszeiten zurückzuführen, welche durch die relativ kleine Anzahl von Stationen im betrachteten System verursacht wird. Im Vergleich zum zyklischen Vergabeverfahren aber ist diese Abhängigkeit vernachlässigbar.

### 5.2.2.3 Überlastkontrolle

Bild 5.12 zeigt den Verlauf der mittleren Wartezeit  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$  als Funktion der Stationsnummer bei Einsatz der Sender-Überlastkontrolle (siehe Abschnitt 3.4.1) in einer hochbelasteten Station.

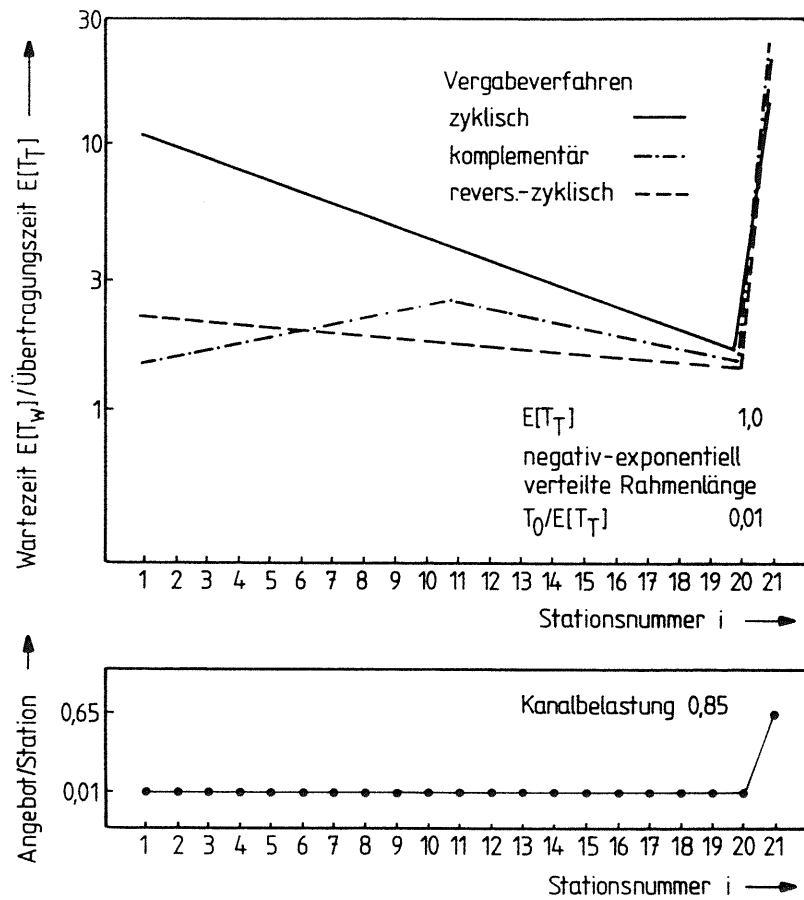


Bild 5.11: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Verhalten der Vergabeverfahren bei unsymmetrischer Lastaufteilung

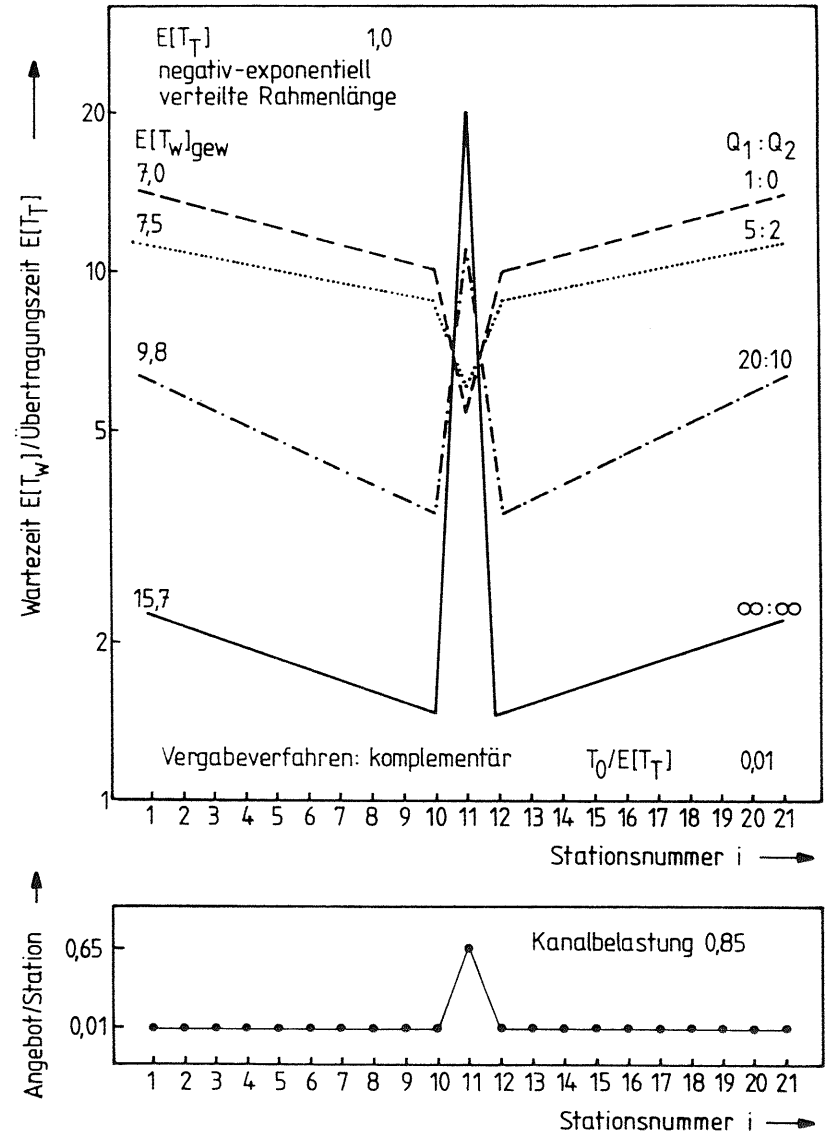


Bild 5.12: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Verhalten des komplementären Vergabeverfahrens bei unsymmetrischer Lastaufteilung und Einsatz der Überlastkontrolle

Durch die Überlastkontrolle wird die Kanalkapazität besser ausgenutzt. Dieses ist am Absinken der mittleren gewichteten Wartezeit  $E[T_w]_{\text{gew}}$  deutlich zu erkennen. Sie berechnet sich zu:

$$E[T_w]_{\text{gew}} = \sum_{i=1}^N \frac{\lambda_i}{\lambda_g} E[T_w(i)] \quad , \quad \text{mit} \quad \lambda_g = \sum_{i=1}^N \lambda_i \quad (5.24)$$

Werden in einer Station mit hohem Angebot bei jeder regulär erhaltenen Sendeberechtigung alle anstehenden und neu hinzukommenden Daten-Rahmen abgefertigt bis die Sendewarteschlange leer ist (erschöpfende Bedienung;  $Q_1: Q_2 = 1:0$ ), oder wird die Überlastkontrolle schon bei wenigen anstehenden Daten-Rahmen eingesetzt, so wird die hohe Belastung überkompensiert: Die Station mit hohem Angebot erzielt eine niedrigere Wartezeit als die Stationen mit niedrigem Angebot (siehe Bild 5.12). Abhängig von den Angeboten der einzelnen Stationen erlaubt die Überlastkontrolle bei geeigneter Wahl der Parameter  $Q_1$  und  $Q_2$  ein Ausgleichen der Wartezeiten.

Befinden sich zwei Stationen mit hohem Angebot in einem Lokalen Netz und benutzen beide die Überlastkontrolle (erschöpfende Bedienung), so zeigt sich wiederum beim zyklischen Vergabeverfahren die Abhängigkeit der Wartezeiten von der Position der Stationen. Bei erschöpfender Bedienung weist die Station, die auf die Stationen mit hohem Angebot folgt, die höchste Wartezeit auf: Die aus dem hohen Angebot resultierende Wartezeit wird auf die nachfolgende Station verlagert (siehe Bild 5.13). Bei komplementärer oder reversibel-zyklischer Vergabe der Sendeberechtigungen werden durch die Überlastkontrolle die Wartezeiten der Stationen annähernd gleichmäßig erhöht.

Diese beiden Verfahren können auch bei mehreren Stationen mit hohem Angebot wiederum zu einem Ausgleichen der Wartezeiten führen, das aber abhängig ist von der Position dieser Stationen:

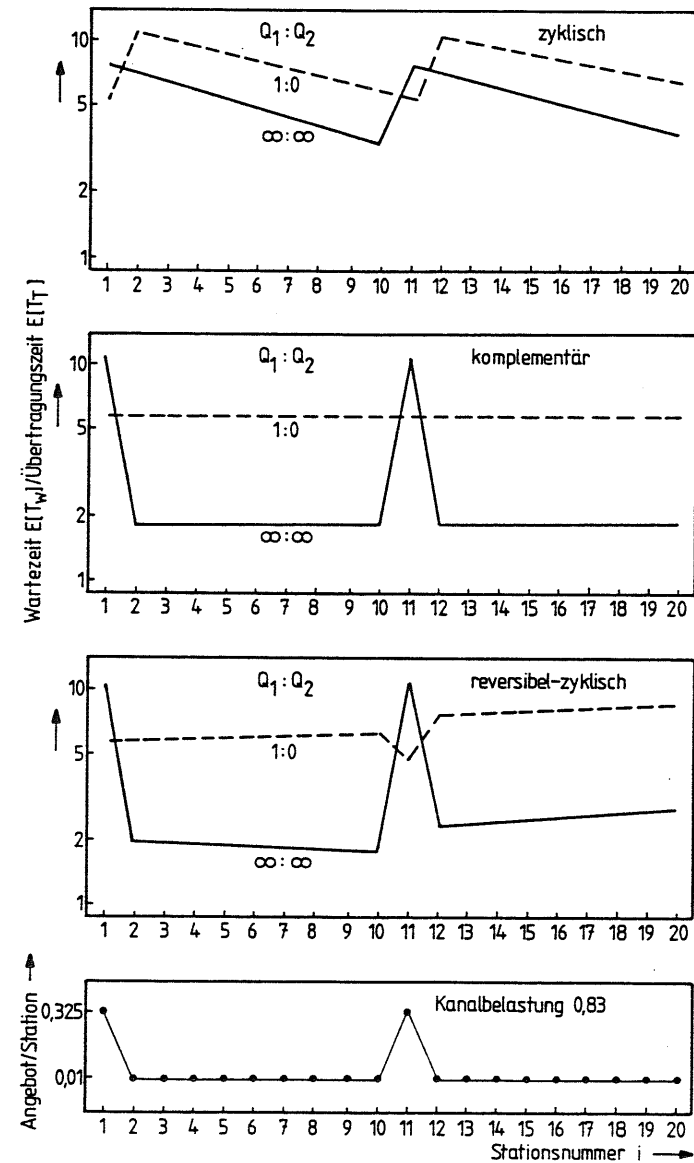
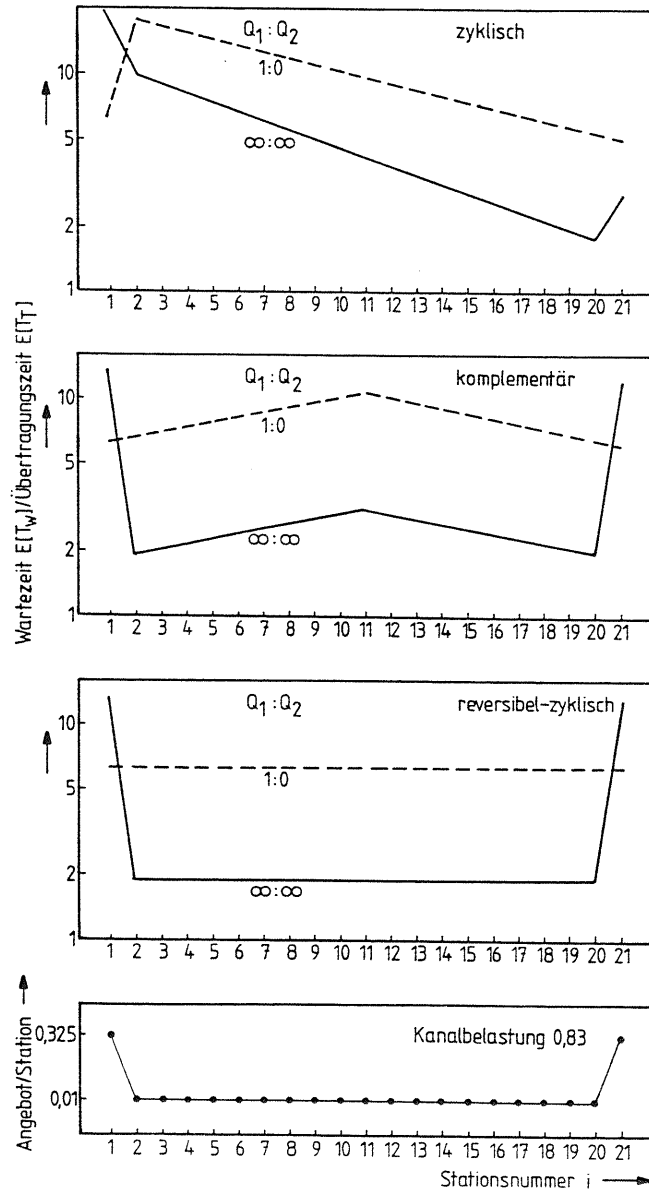


Bild 5.13: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Verhalten der Vergabeverfahren bei unsymmetrischer Lastaufteilung und Einsatz der Überlastkontrolle



Ist die Distanz zwischen den Stationen groß, so gleicht das komplementäre Verfahren die Wartezeiten besser aus; haben hingegen benachbarte Stationen ein hohes Angebot, so führt das reversibel-zyklische Verfahren zu einem besseren Ausgleich der Wartezeiten (siehe Bild 5.13 und Bild 5.14). Die Bilder 5.13 und 5.14 dokumentieren auch die Bandbreite der Wartezeiten, die durch den Einsatz der Überlastkontrolle überstrichen werden kann: In dem betrachteten System wird bei extremer Anwendung der Überlastkontrolle ( $Q_1 : Q_2$ ) die Wartezeit der Stationen auf etwa ein Drittel reduziert, beziehungsweise verdreifacht.

#### 5.2.2.4 Bildung von Stationsklassen

Nach Abschnitt 3.3.4 ermöglicht das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP die Bildung von Stationsklassen. Bild 5.15 zeigt für ein System mit 20 Anschluß-Stationen und zwei Stationsklassen den Verlauf der mittleren Wartezeit  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$  als Funktion der Kanalbelastung  $g_K$ . Die Stationsklasse 1 umfaßt  $N(1) = 5$  Stationen, die Stationsklasse 2 enthält  $N(2) = 15$  Stationen. Dadurch, daß die Stationsklasse 1 immer Vorrang hat, kann für diese Klasse eine Begrenzung der Wartezeit erreicht werden. Bei der Stationsklasse 2 hingegen steigt die Wartezeit im Vergleich zu einem System ohne Klassenaufteilung im unteren und mittleren Bereich der Kanalbelastung um etwa 10% an (siehe Bild 5.8). Eine ungleiche Aufteilung der Kanalbelastung auf die einzelnen Klassen hat nur einen geringen Einfluß auf die Wartezeiten in der Stationsklasse 2 (siehe Bild 5.16). Der Absolutwert der maximalen Wartezeit ist abhängig von der Anzahl der Stationen pro Klasse, der Anzahl der Klassen und dem Verkehrsaufkommen innerhalb der einzelnen Klassen (siehe Bild 5.16 und Bild 5.17). Abhängig von diesen Parametern ist es möglich, nicht nur für die Stationsklasse 1, sondern auch für weitere Klassen eine obere Grenze der Wartezeit zu bestimmen (siehe Bild 5.17).

Bild 5.14: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
Verhalten der Vergabeverfahren bei unsymmetrischer Lastaufteilung und Einsatz der Überlastkontrolle

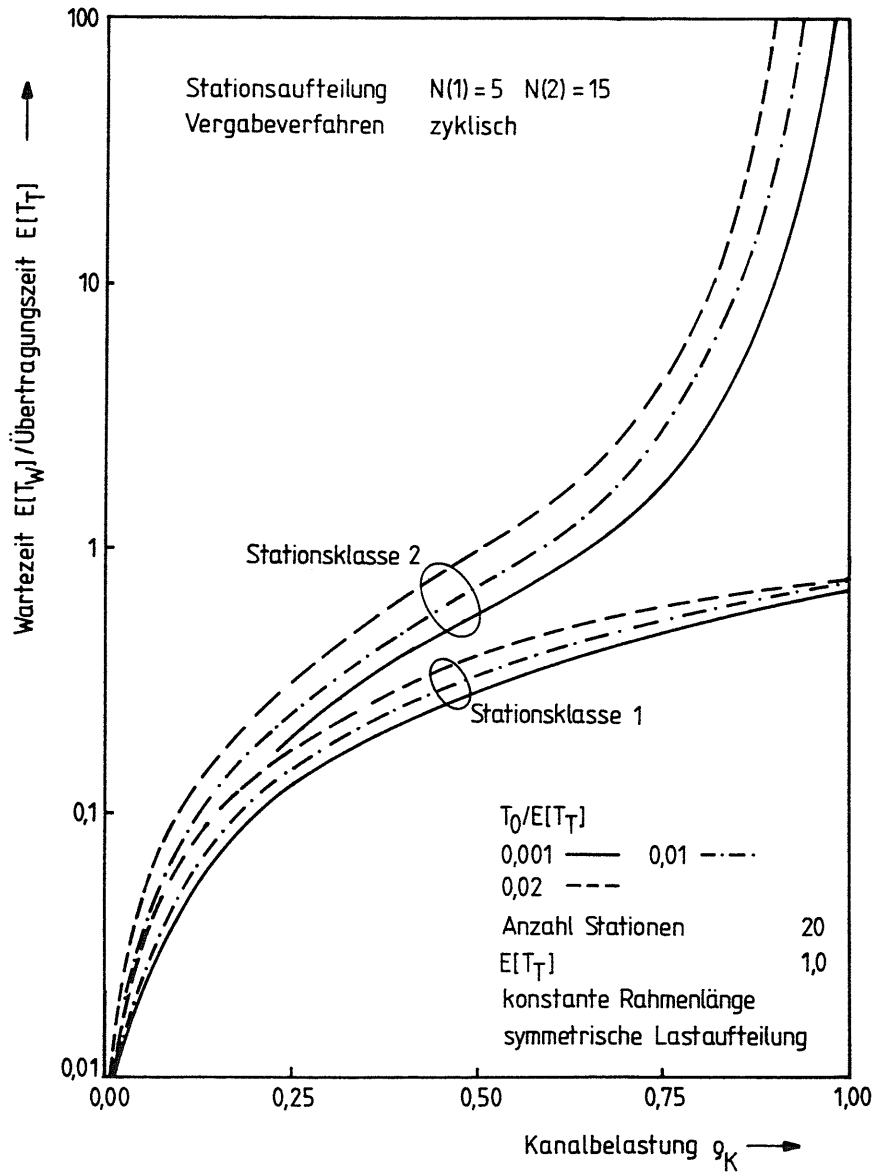


Bild 5.15: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Bildung von Stationsklassen bei symmetrischer  
 Aufteilung der Kanalbelastung

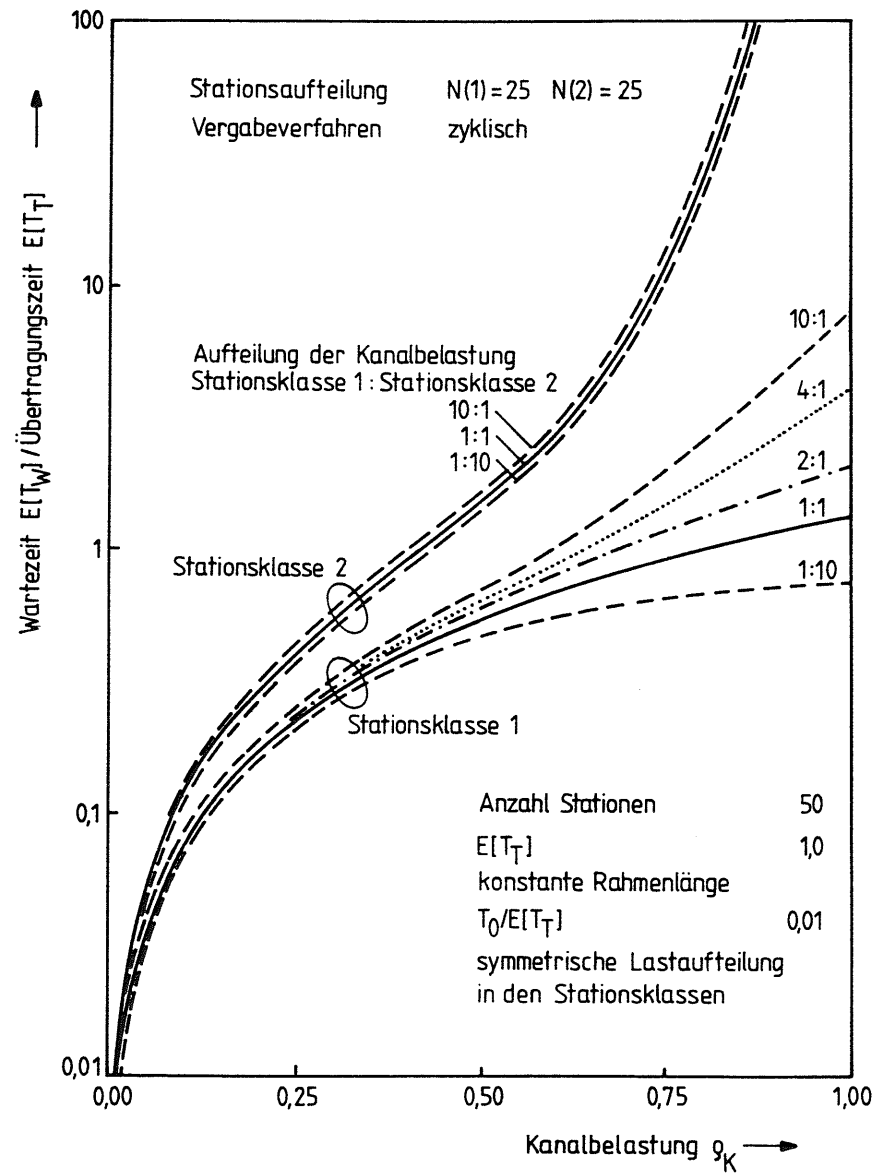


Bild 5.16: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Bildung von Stationsklassen bei unsymmetrischer  
 Aufteilung der Kanalbelastung



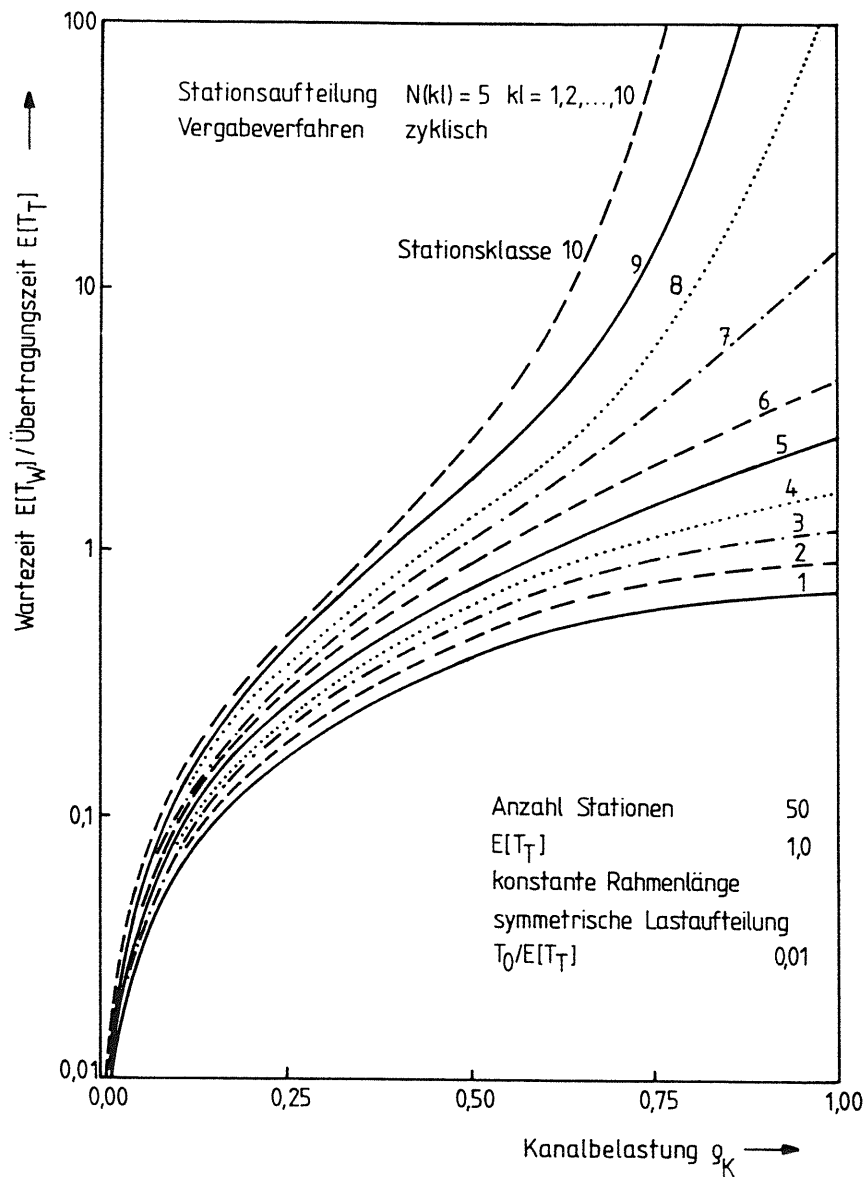


Bild 5.17: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Einfluß der Klassenanzahl und der Klassengröße

### 5.2.2.5 Gruppenankünfte

Die Zerlegung von Dateneinheiten der höheren Protokollschichten in Daten-Rahmen (siehe Abschnitt 2.2.1) führt aus Sicht des Übertragungskanal in einer Zugriffs-Station zu einem dicht hintereinander liegenden oder gleichzeitigen Eintreffen von Anforderungen. Diese Gruppenankunftscharakteristik hat einen Einfluß auf die Leistungsfähigkeit des Systems: Der Übertragungskanal wird bei der gleichen angebotenen Netto-Datenmenge durch eine kleinere Daten-Rahmen-Länge (größere Anzahl von Daten-Rahmen pro Gruppe) stärker beansprucht, da für jeden Daten-Rahmen ein zusätzlicher Aufwand für die Paketierung und Quittierung anfällt.

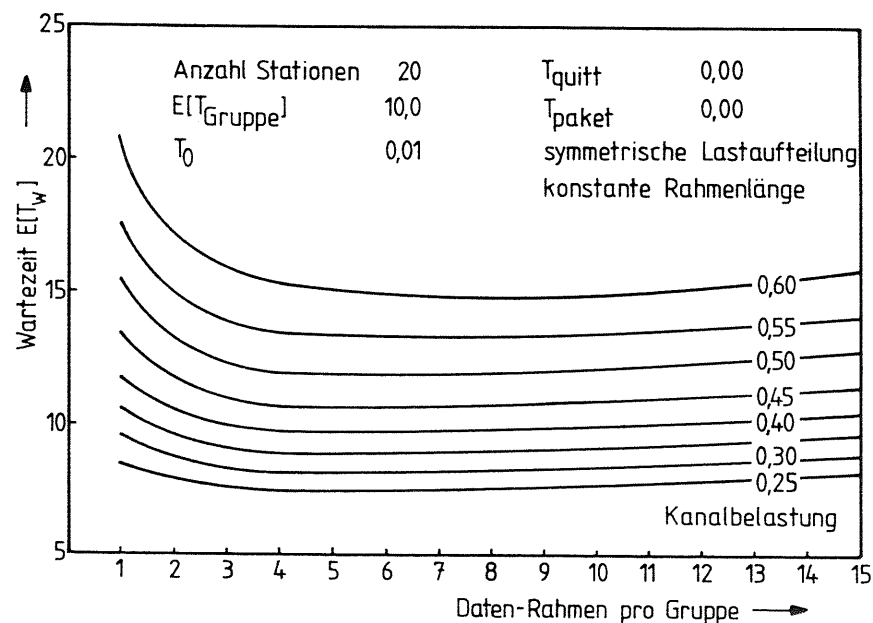


Bild 5.18a: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Gruppenankünfte von Daten-Rahmen (ideales System)

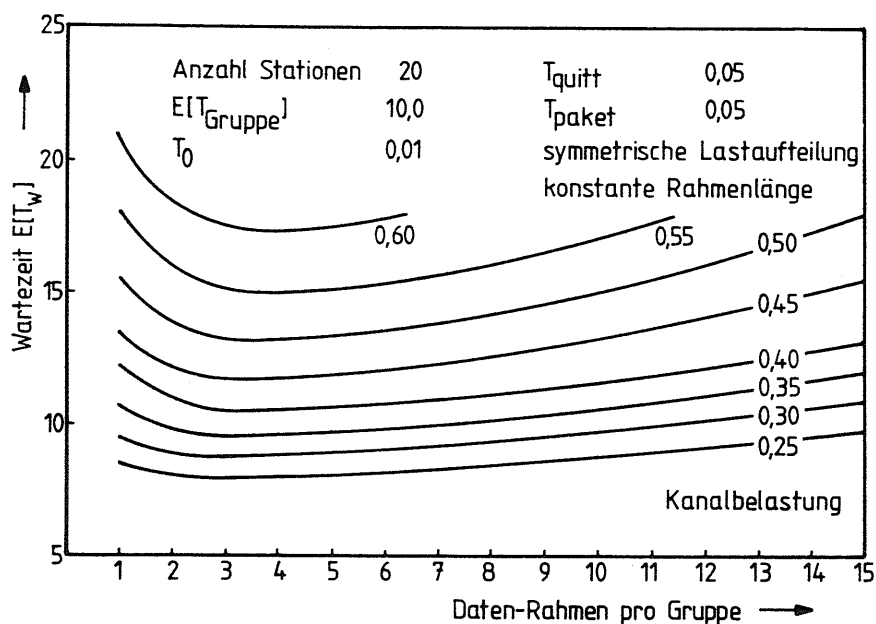


Bild 5.18b: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Gruppenankünfte von Daten-Rahmen (reales System)

In Bild 5.18a,b ist der Verlauf der mittleren Wartezeit  $E[T_w]$  pro Daten-Rahmen über der mittleren Anzahl der Daten-Rahmen pro Gruppe dargestellt für ein ideales System ohne Paketierungs- und Quittierungsaufwand und für ein reales System mit einem zusätzlichen konstanten Aufwand pro Daten-Rahmen für Quittierung und und Paketierung ( $T_{\text{quitt}} = 0.05$ ,  $T_{\text{paket}} = 0.05$ ). Die mittlere Gesamtübertragungszeit der angebotenen Netto-Datenmenge beträgt  $E[T_{\text{Gruppe}}] = 10.0$ . Das Verkehrsaufkommen ist auf alle Stationen gleichverteilt (symmetrische Lastaufteilung).

Im idealen System (Bild 5.18a) wird die Wartezeit allein durch das Verhalten des Zugriffsprotokolls bestimmt: Bei einer kleinen Gruppengröße ergibt sich die Wartezeit durch die große Übertragungszeit der Daten-Rahmen. Bei einer großen Anzahl von Daten-Rahmen pro Gruppe steigt insbesondere bei höherem Verkehrsaufkommen die Wartezeit an; Dieses ist dadurch bedingt, daß pro Sendeberechtigung nur ein Daten-Rahmen gesendet wird, im Mittel aber pro Station mehr als ein Daten-Rahmen sendebereit ist.

Im realen System (18b) ergibt sich, abhängig von den gewählten System-Parametern, eine optimale Gruppengröße im Hinblick auf eine minimale Wartezeit pro Daten-Rahmen. Bei kleiner Gruppengröße ist die Wartezeit wiederum durch die lange Übertragungszeit eines Daten-Rahmens bedingt. Der starke Anstieg der Wartezeit bei einer großen Anzahl von Daten-Rahmen pro Gruppe ergibt sich aus dem erhöhten Aufwand für Paketierung und Quittierung.

### 5.2.3 Analytische Untersuchung des Zugriffsprotokolls

Für Systeme mit negativ-exponentiell verteilten Ankunftsabständen der Daten-Rahmen und symmetrischer Aufteilung der Kanalbelastung ( $E[T_T(i)] = E[T_T]$ ,  $\lambda_i = \lambda$ ,  $i = 1, 2, \dots, N$ ) kann das Zugriffsprotokoll analytisch untersucht werden. Grundidee dieser Analyse ist, alle Daten-Rahmen, die verteilt in den einzelnen Warteschlangen zum Senden anstehen, zusammenzufassen in einer virtuellen Warteschlange und somit das gesamte System auf ein M/G/1-Modell abzubilden.

Werden Kollisionen und Wiederholungen wegen Übertragungsfehlern aufgrund ihrer geringen Auftretenswahrscheinlichkeit vernachlässigt, so ergibt sich die resultierende Bedienungszeit (Kanalbelegungszeit) zu:

$$T = T_{SV}(\underline{X}) = T_T + T_{quitt}. \quad (5.25)$$

Die Sendeverzögerungszeit  $T_{SV}(\underline{X})$  ist abhängig vom aktuellen Systemzustand  $\underline{X} = (x_1, x_2, \dots, x_N, P)$ . Dabei gibt  $x_i$  die Anzahl der wartenden Daten-Rahmen in Station  $i$  an,  $P$  bezeichnet die Station, die die kleinste aktuelle Sendeverzögerungszeit besitzt.

Die Sendeverzögerungszeit  $T_{SV}$  kann nur exakt beschrieben werden, wenn die Verteilung aller möglichen Systemzustände  $\underline{X}$  berechnet wird. In einer ersten Näherung kann aber der Zustandvektor  $\underline{X}$  ersetzt werden durch eine Zustandsvariable  $x$ , die die Anzahl aller wartenden Daten-Rahmen am Ende einer Übertragung angibt. Mit der Annahme, daß die wartenden Daten-Rahmen gleichförmig über alle Stationen verteilt sind, lautet die Verteilungsdichtefunktion der Sendeverzögerungszeiten:

$$f_j(t) = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N \delta(t-n \cdot T_0) \quad j = 1, 2, \dots, x; \quad (5.26)$$

entsprechend lautet die Verteilungsfunktion der Sendeverzögerungszeiten:

$$F_j(t) = \frac{1}{N} \sum_{n=1}^N u(t-n \cdot T_0) \quad j = 1, 2, \dots, x \quad (5.27)$$

mit  $\delta(t)$  als Impulsfunktion und  $u(t)$  als Sprungfunktion.

Unter der Annahme, daß die Sendeverzögerungszeiten aller anstehender Daten-Rahmen  $T_{SV,j}$  unabhängig voneinander sind, ist die aktuelle Sendeverzögerungszeit im Zustand  $x$ ,  $T_{SV}(x)$  gegeben durch das Minimum aus allen individuellen Sendeverzögerungszeiten:

$$T_{SV}(x) = \min (T_{SV,j}) \quad j = 1, 2, \dots, x. \quad (5.28)$$

Es ergeben sich die bedingte Verteilungsfunktion, die bedingte Verteilungsdichtefunktion und die gewöhnlichen bedingten Momente  $k$ -ter Ordnung von  $T_{SV}(x)$  somit zu:

$$F(t|x) = 1 - [1 - F_j(t)]^x, \quad (5.29)$$

$$f(t|x) = \sum_{n=1}^N \left[ \left( \frac{N-n-1}{N} \right)^x - \left( \frac{N-n}{N} \right)^x \right] \cdot \delta(t-n \cdot T_0), \quad (5.30)$$

$$E[T_{SV}^k(x)] = \sum_{n=1}^N (n \cdot T_0)^k \cdot \left[ \left( \frac{N-n-1}{N} \right)^x - \left( \frac{N-n}{N} \right)^x \right], \quad k = 1, 2, \dots \quad (5.31)$$

Nach einem Theorem für GI/G/1-Systeme /58/ ist die Verteilung der Anzahl der wartenden Daten-Rahmen nach einer Übertragung (Bedienung) identisch mit der Verteilung, die ein eintreffender Daten-Rahmen sieht. Weiterhin entspricht diese Verteilung in einem M/G/1-System der Verteilung der Zustandswahrscheinlichkeiten  $p(x)$  zu einem beliebigen Zeitpunkt. Als weitere Näherung wird die Zustandsverteilung eines M/G/1-Systems durch die Zustandsverteilung eines M/M/1-Systems ersetzt.

Unter diesen Voraussetzungen und mit der bedingten Sendeverzögerungszeit nach Gleichung (5.29) bis (5.31) ergibt sich für die Verteilungsdichtefunktion der Sendeverzögerungszeit  $T_{SV}$ :

$$f(t) = \sum_{x=0}^{\infty} p(x) \cdot f(t|x) = \sum_{x=0}^{\infty} (1-g_K) \cdot g_K^x \cdot f(t|x). \quad (5.32)$$

Die Auslastung (Kanalbelastung)  $g_K$  beträgt:

$$g_K = N \cdot \lambda \cdot E[T] = N \cdot \lambda \cdot (E[T_T] + E[T_{SV}] + E[T_{quitt}]). \quad (5.33)$$

Aus den Gleichungen (5.32) und (5.30) bestimmen sich nach (5.31) die ersten beiden gewöhnlichen Momente der Sendeverzögerungszeit zu:

$$E[T_{SV}] = (1-g_K) \cdot T_0 \cdot \sum_{n=0}^{N-1} \frac{1}{1-g_K \cdot \frac{N-n}{N}}, \quad (5.34)$$

$$E[T_{SV}^2] = (1-g_K) \cdot T_0^2 \cdot \sum_{n=0}^{N-1} \frac{2n+1}{1-g_K \cdot \frac{N-n}{N}}. \quad (5.35)$$

Aus Gleichung (5.34) resultieren die beiden Grenzwerte:

$$\lim_{g_K \rightarrow 0} E[T_{SV}] = N \cdot T_0, \quad (5.36)$$

$$\lim_{g_K \rightarrow 1} E[T_{SV}] = 1 \cdot T_0. \quad (5.37)$$

Diese Grenzwerte stimmen mit dem Protokollverhalten überein: Hat nur eine Station einen Daten-Rahmen zu senden, so beträgt die nachfolgende Reservierungsphase  $N \cdot T_0$ . Sind in jeder Station Daten-Rahmen sendebereit, so werden diese mit einem Abstand  $1 \cdot T_0$  (minimale Sendeverzögerungszeit) nacheinander übertragen.

Die maximale Rate an Daten-Rahmen pro Station, die das System im stationären Fall ( $g_K \leq 1.0$ ) verarbeiten kann, ist:

$$\lambda_{\max} = \frac{1}{N \cdot (E[T_T] + T_0 + E[T_{quitt}])}. \quad (5.38)$$

Da  $E[T_{SV}]$  nach Gleichung (5.33) eine Funktion der Auslastung  $g_K$  ist, muß die Auslastung gemäß den Gleichungen (5.33) und (5.34) iterativ bestimmt werden, um den endgültigen Wert für die mittlere Sendeverzögerungszeit  $E[T_{SV}]$  zu erhalten.

Mit diesem Wert für  $E[T_{SV}]$  können dann aus den Gleichungen für das M/G/1-System alle weiteren charakteristischen Verkehrsgrößen bestimmt werden /58/. Die mittlere Wartezeit aller Daten-Rahmen ergibt sich zu:

$$E[T_w] = \frac{1+c^2}{2(1-g_K)} E[T], \quad (5.39)$$

wobei entsprechend Gleichung (5.25) gilt:

$$E[T] = E[T_{SV}] + E[T_T] + E[T_{quitt}], \quad (5.40)$$

$$\text{VAR}[T] = \text{VAR}[T_{SV}] + \text{VAR}[T_T] + \text{VAR}[T_{quitt}], \quad (5.41)$$

$$c = \sqrt{\text{VAR}[T]/E[T]^2}. \quad (5.42)$$

Die Varianzen der Einzelgrößen ergeben sich aus den ersten beiden Momenten gemäß der Definition

$$\text{VAR}[T_x] = E[T_x^2] - E[T_x]^2. \quad (5.43)$$

Einen Vergleich der analytischen und der simulativen Ergebnisse zeigt Bild 5.19. Dargestellt ist die mittlere Wartezeit  $E[T_w]$  bezogen auf die mittlere Übertragungszeit  $E[T_T]$  als Funktion der Kanalbelastung  $g_K$ . Für  $N \cdot T_0 / E[T_T] < 0.2$  stimmt die approximative Analyse gut mit den simulativen Werten überein. Bei größeren Werten wird in der Analyse die mittlere Wartezeit überschätzt. Die Abweichungen resultieren daraus, daß die Verteilung der mittleren Sendeverzögerungszeiten  $E[T_{SV}]$  nicht mehr ausreichend mit

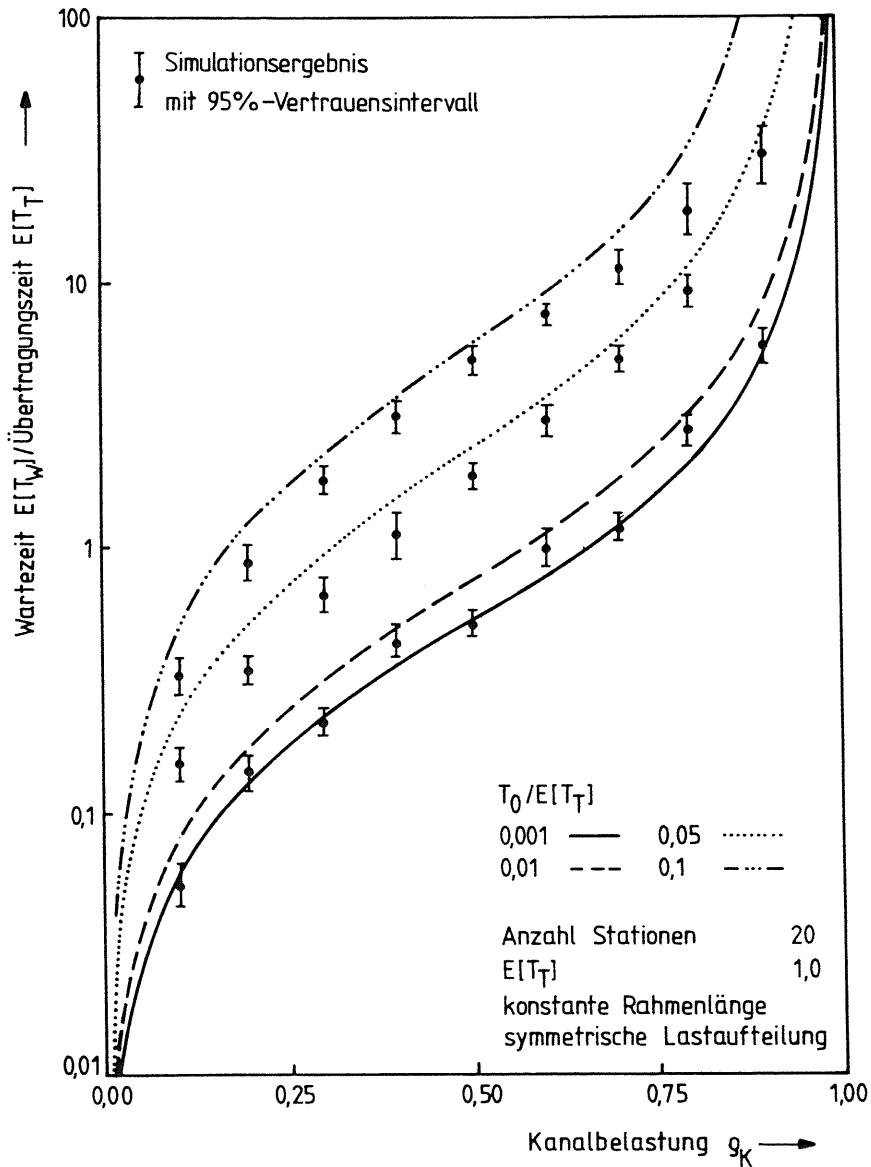


Bild 5.19: Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP  
 Vergleich der analytisch und simulativ ermittelten mittleren Wartezeiten

der angenommenen Gleichverteilung der Sendeverzögerungszeiten nach Gleichung (5.26) übereinstimmen. Der Parameterbereich, in dem jedoch die Analyse gut mit den Ergebnissen der Simulation übereinstimmt, entspricht dem Bereich, in dem das Zugriffsprotokoll auch eingesetzt werden sollte.

In einer weitergehenden Untersuchung /76/ wurde auch das Kollisionsverhalten des Protokolls analytisch untersucht, wobei der in Bild 5.9 dargestellte Verlauf der Kollisionswahrscheinlichkeit prinzipiell nachgewiesen werden konnte.

#### 5.2.4 Bewertung der Ergebnisse

Mit den Ergebnissen der Untersuchungen des Zugriffsprotokolls konnte seine Leistungsfähigkeit und Flexibilität nachgewiesen werden. Kritischer Punkt des Protokolls ist seine Abhängigkeit von der Länge des Übertragungskanals und der Anzahl der Anschluß-Stationen. In den Bereichen, in denen im allgemeinen Lokale Netze eingesetzt werden, und bei den üblichen Übertragungsgeschwindigkeiten können jedoch mit dem Zugriffsprotokoll gute Ergebnisse erzielt werden. Die Beschränkung der Anzahl der Stationen auf etwa 20 bis 50 ist ein weiteres Argument für die Heranführung mehrerer Endgeräte an den Übertragungskanal über eine gemeinsame Anschluß-Station. Die Ergebnisse zeigen, daß mit diesem Protokoll die Möglichkeit besteht, gezielt auf unsymmetrische Lastverhältnisse zu reagieren und für eine gewisse Anzahl von Stationen begrenzte Wartezeiten zu garantieren. Somit eignet sich dieses Protokoll auch für Anwendungen, die begrenzte Reaktionszeiten erfordern.

### 5.3 Leistungsuntersuchungen der Anschluß-Stationen

Ziel der Untersuchungen ist es, diejenigen Parameter zu bestimmen, die die Leistungsfähigkeit einer Anschluß-Station beeinflussen. Die Komplexität der Anschluß-Stationen erfordert eine Zerlegung des Gesamtmodells einer Anschluß-Station in Teilmodelle, die unabhängig voneinander betrachtet werden können.

#### 5.3.1 Analyse der Kanalzugriffseinheit

Die Hauptaufgaben der Kanalzugriffseinheit sind die Abarbeitung des Zugriffsprotokolls und die Zwischenspeicherung ankommender und abgehender Daten-Rahmen. Gegenstand der folgenden Untersuchungen ist die Dimensionierung dieser Zwischenspeicher, sowie ihr Verhalten unter dem Einfluß der anderen Stationen beziehungsweise bei bidirektionalem Verkehr.

##### 5.3.1.1 Optimierung der Zwischenspeicher

###### a) Durchsatz

Für die Dimensionierung der Zwischenspeicher bei maximalem Durchsatz werden drei Fälle betrachtet, wobei angenommen ist, daß unabhängig von der Länge für jeden Daten-Rahmen ein Warteplatz benötigt wird:

###### Fall 1:

Wenn der Übertragungskanal und die Netzzugangseinheit gleich schnell sind und die Länge der Daten-Rahmen konstant ist (zum Beispiel bei File-Transfer), so werden anschaulicherweise zwei Zwischenspeicher benötigt, um zu verhindern, daß Daten-Rahmen abgewiesen werden.

###### Fall 2:

Wiederum wird angenommen, daß Übertragungskanal und Netzzugangseinheit gleich schnell sind. Nun aber sind zwei unterschiedliche Längen der Daten-Rahmen  $D_{\max}$  und  $D_{\min}$  vorhanden, wobei gilt:

$$D_{\max} = n \cdot D_{\min}, \quad n \in \mathbb{R} \quad (5.44)$$

Wenn auf einen Daten-Rahmen der Länge  $D_{\max}$  n-mal ein Daten-Rahmen der Länge  $D_{\min}$  folgt, so werden maximal  $[n]+1$  Zwischenspeicher benötigt (siehe Bild 5.20), damit keine Abweisungen erfolgen ( $[n]$ : nächstgrößere ganzzahlige Zahl nach n).

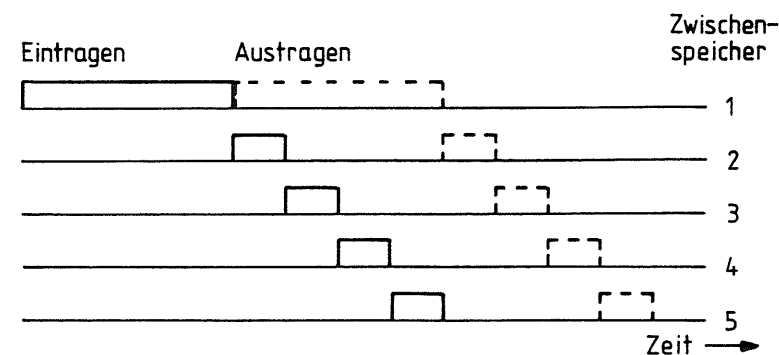


Bild 5.20: Zur Bestimmung der maximalen Anzahl an Zwischenspeichern ("worst case" - Betrachtung)

$$D_{\max} = 4 \cdot D_{\min}$$

###### Fall 3:

Zur Bestimmung des maximalen Durchsatzes in Sende- oder Empfangsrichtung bei negativ-exponentiell verteilten Längen der Daten-Rahmen dient das Modell nach Bild 5.21. Jeder der Warteplätze  $WP_1$  bis  $WP_5$  entspricht dem Speicherbedarf eines Daten-Rahmens in

der KZE. Auf einen Warteplatz kann jeweils nur eine Bedienungseinheit zugreifen, um einen Daten-Rahmen ein- oder auszutragen. In Senderichtung entspricht  $\lambda$  der Generierungsrate der Daten-Rahmen durch die NZE, die Bedienungseinheit BE 1 stellt die Datentransferphase der NZE dar und die Bedienungseinheit BE 2 bildet den Übertragungskanal ab. In Empfangsrichtung ist  $\lambda$  die Ankunftsrate der Daten-Rahmen von anderen Stationen an der betrachteten Station und die Bedienungseinheiten vertauschen ihre Aufgabe. Es ist angenommen, daß ein Warteplatz sofort mit Beginn einer Übertragung belegt wird. Die Bedienungseinheit BE 1 wird nicht belegt, wenn alle Warteplätze belegt sind.

Unter der Annahme  $\lambda \rightarrow \infty$  ist die Durchsatzgrenze erreicht, wenn alle Speicher belegt sind und somit die Bedienungseinheit BE 1 blockiert ist.

Durch die Analyse der Zustandswahrscheinlichkeiten des Modells nach Bild 5.21 folgt für die Blockierungswahrscheinlichkeit  $p_B = P(0, S, 1)$  und für die Wahrscheinlichkeit  $p_f = P(1, 1, 0)$ , daß die Bedienungseinheit BE 2 nicht belegt ist:

$$p_B = \frac{1}{\sum_{i=0}^S \left(\frac{\mu_2}{\mu_1}\right)^i}, \quad p_f = \frac{1}{\sum_{i=0}^S \left(\frac{\mu_1}{\mu_2}\right)^i}. \quad (5.45a, b)$$

Der maximale Durchsatz  $D_{\max}$  ergibt sich aus der Summe aller Zustandswahrscheinlichkeiten, für die gilt, daß die Bedienungseinheit BE 2 belegt ist, zu:

$$D_{\max} = (1 - p_f) \cdot \mu_2. \quad (5.46)$$

Bild 5.22 stellt den maximalen Durchsatz  $D_{\max}$  als Funktion des Verhältnisses der mittleren Bedienungsraten  $\mu_1$  und  $\mu_2$  dar. Für

den Fall, daß der Übertragungskanal und die Netzzugangseinheit gleich schnell sind ( $\mu_1/\mu_2 = 1.0$ ), sind nach Gleichung (5.46)  $S = \infty$  Speicherplätze vorzusehen, damit keine Daten-Rahmen abgewiesen werden und der maximale Durchsatz erreicht wird. Ist der Übertragungskanal schneller als die zubringende Netzzugangseinheit ( $\mu_1/\mu_2 < 1.0$ ), so sinkt der Durchsatz ab. Bei einer endlichen Anzahl an Speicherplätzen ist der Durchsatz begrenzt und es besteht gemäß Gleichung (5.45a) eine Wahrscheinlichkeit, daß ein Daten-Rahmen abgewiesen wird.

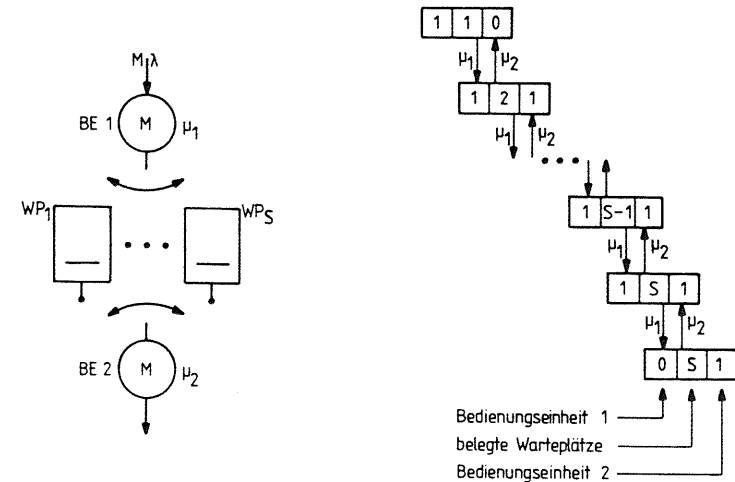


Bild 5.21: Modell und Zustandsraum zur Untersuchung des maximalen Durchsatzes der KZE bei negativ-exponentiell verteilten Längen der Daten-Rahmen

BE: Bedienungseinheit  
WP: Warteplatz

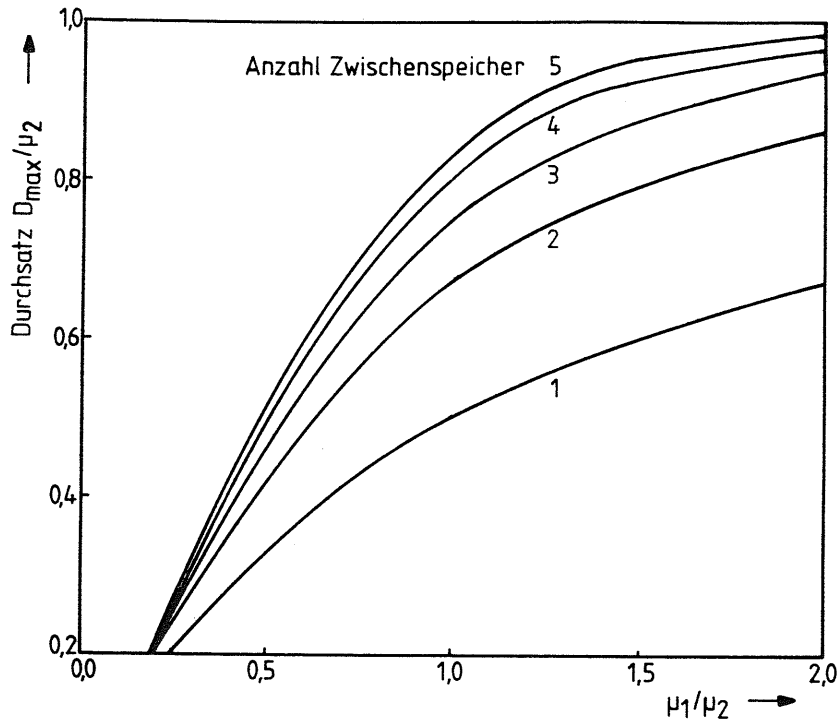


Bild 5.22: Maximaler Durchsatz der Kanalzugriffseinheit

b) Wechselspeicher der Kanalzugriffseinheit

Da der Aufwand für die Speichersteuerung durch das asynchrone Arbeiten der KZE und der NZE linear mit der Anzahl der Zwischenspeicher ansteigt, und das Zugriffsprotokoll für den Fall, daß ein Daten-Rahmen abgewiesen wird, einen Wiederholmechanismus enthält (siehe Abschnitt 3.4.2), wurden in der Implementierung zwei Speicherplätze pro Richtung vorgesehen. Das aus dieser Struktur resultierende Modell der Zwischenspeicher (Wechselspeicher, double buffering) zeigt Bild 5.23. Die Schalter  $S_1$

und  $S_2$  stellen die Zuordnung der Speicher zu den Bedienungseinheiten dar. Nach jeder Bedienung wird der entsprechende Schalter umgelegt und damit der Wartepplatz für die andere Bedienungseinheit freigegeben.

Stehen beide Schalter auf der linken oder rechten Position, so ist eine Bedienungseinheit solange blockiert, bis die andere Bedienungseinheit den Wartepplatz freigibt. Es ist wiederum angenommen, daß bei einer Übertragung Bedienungseinheit und Wartepplatz gleichzeitig belegt sind.

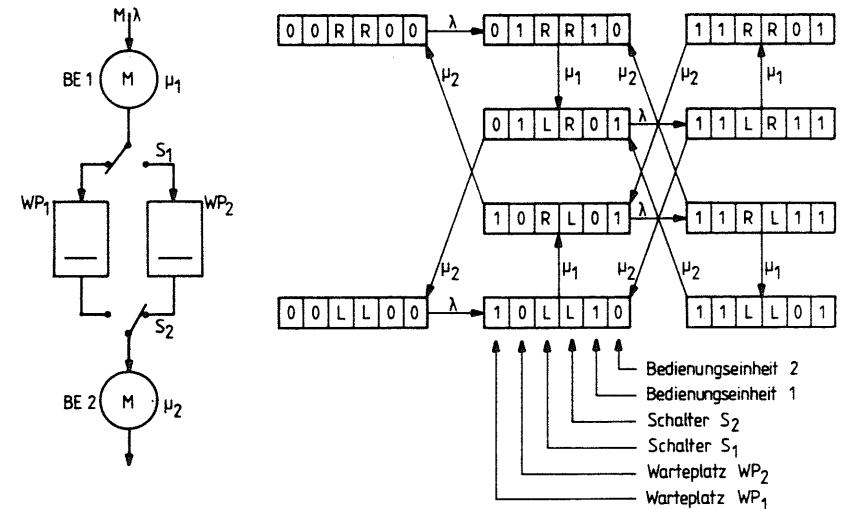


Bild 5.23: Modell und Zustandsraum des Wechselspeichers in der Kanalzugriffseinheit

BE: Bedienungseinheit  
WP: Wartepplatz



Das Gleichungssystem für den Zustandsraum nach Bild 5.23 kann explizit gelöst werden. Mit dem Normierungsfaktor

$$NF = \frac{1}{1 + \left(\frac{\mu_2}{\lambda}\right)^3 \cdot \left[\left(\frac{\lambda}{\mu_1} + 1\right) \cdot \left(\frac{\lambda}{\mu_2} + 1\right) \cdot \left(\frac{\lambda}{\mu_1} + \frac{\lambda}{\mu_2}\right)\right]} \quad (5.47)$$

lauten die Zustandswahrscheinlichkeiten:

$$P(11 \text{ LL } 01) = P(11 \text{ RR } 01) = \frac{1}{2} \cdot NF, \quad (5.48)$$

$$P(11 \text{ RL } 11) = P(11 \text{ LR } 11) = \frac{1}{2} \cdot \frac{\mu_2}{\mu_1} \cdot NF, \quad (5.49)$$

$$P(10 \text{ RL } 01) = P(01 \text{ LR } 01) = \frac{\mu_2}{2 \cdot \mu_1} \cdot \left(\frac{\mu_1}{\lambda} + \frac{\mu_2}{\lambda}\right) \cdot NF, \quad (5.50)$$

$$P(10 \text{ LL } 10) = P(01 \text{ RR } 10) = \frac{1}{2} \cdot \left(\frac{\mu_2}{\mu_1}\right)^2 \cdot \left(1 + \frac{\mu_1}{\lambda} + \frac{\mu_2}{\lambda}\right) \cdot NF, \quad (5.51)$$

$$P(00 \text{ LL } 00) = P(00 \text{ RR } 00) = \frac{1}{2} \cdot \frac{\mu_2^2}{\lambda \mu_1} \cdot \left(\frac{\mu_1}{\lambda} + \frac{\mu_2}{\lambda}\right) \cdot NF. \quad (5.52)$$

Aus den Zustandswahrscheinlichkeiten ergeben sich die charakteristischen Werte, wie mittlere Anzahl Daten-Rahmen im System  $E[X]$  und Blockierungswahrscheinlichkeit  $p_B$ , welche definiert ist als Wahrscheinlichkeit, daß beide Warteplätze belegt sind. Mit Hilfe des Littleschen Theorems (siehe Abschnitt 5.1.2) läßt sich dann die mittlere Wartezeit  $E[T_w]$  beziehungsweise die mittlere Durchlaufzeit  $E[T_f]$  berechnen.

Bild 5.24 stellt die normierte mittlere Wartezeit  $E[T_w] \cdot \mu_2$  der Daten-Rahmen in Abhängigkeit vom Angebot  $g_2 = \lambda/\mu_2$  für unterschiedliche mittlere Bedienungsraten  $\mu_1$  dar. Durch die begrenzte Speicherkapazität wächst die Blockierungswahrscheinlichkeit  $p_B$  mit steigendem Angebot stark an: Die Anzahl der akzeptierten Daten-Rahmen ist begrenzt und damit strebt auch die Wartezeit der Daten-Rahmen gegen einen endlichen Grenzwert. Die Wartezeit der Daten-Rahmen ist abhängig von den Geschwindigkeiten der Bedienungseinheiten: Ist die abnehmende Bedienungseinheit langsamer als die zubringende Bedienungseinheit, so verbleiben die Daten-Rahmen längere Zeit in den Zwischenspeichern der KZE.

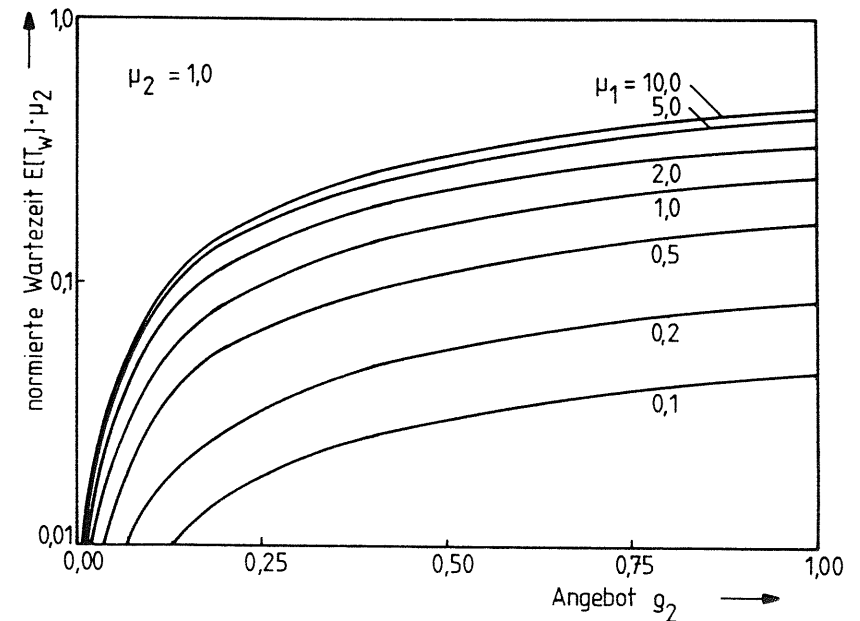


Bild 5.24: Wartezeit im Wechselspeicher der Kanalzugriffseinheit

5.3.1.2 Systemeinfluß

In Senderichtung wird die Wartezeit im Wechselspeicher der KZE insbesondere dadurch beeinflusst, daß andere Anschluß-Stationen den Übertragungskanal belegen. Um dieses zu berücksichtigen, ist im Modell nach Bild 5.25 der Übertragungskanal als Bedienungseinheit BE 2 mit zwei Phasen abgebildet. Die Phase 21 entspricht der Übertragungszeit eines Daten-Rahmens durch die betrachtete Station. In der Phase 22 sind alle Kanalbelegungen durch andere Stationen zusammengefaßt. Nach einer Übertragung durch die betrachtete Station wechselt die Bedienungseinheit in die Phase 22 über, behandelt die Sendeansforderungen derjenigen Stationen, die eine kürzere Sendeverzögerungszeit haben als die betrachtete Station, und kehrt danach zur Phase 21 zurück. Die Bedienungseinheit BE 1 stellt wiederum den Transfer der Daten-Rahmen von der NZE zur KZE dar.

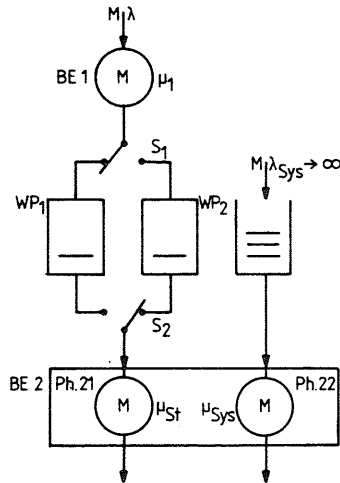


Bild 5.25: Modell zur Untersuchung des Einflusses anderer Anschluß-Stationen

BE: Bedienungseinheit      WP: Warteplatz

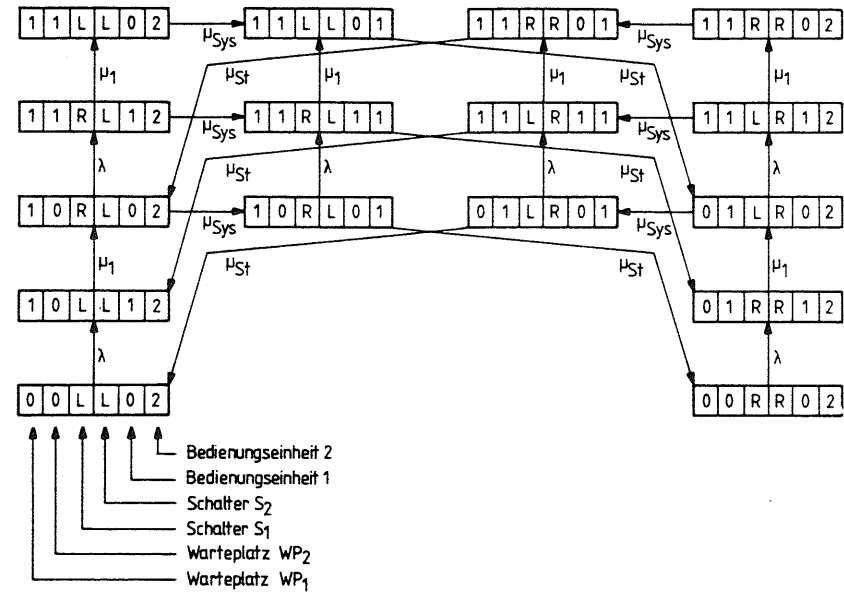


Bild 5.26: Zustandsraum für das Modell nach Bild 5.25

Zur Untersuchung der maximalen Wartezeit wird angenommen, daß in den anderen Stationen immer Daten-Rahmen zum Senden anstehen ( $\lambda_{Sys} \rightarrow \infty$ ). Der Zustandsraum (siehe Bild 5.26) ist eine Erweiterung des Zustandsraumes nach Bild 5.23, wobei die Belegung der beiden Kanal-Bedienungsphasen entsprechend berücksichtigt ist. Bild 5.27 zeigt die normierte mittlere Durchlaufzeit  $E[T_f] \cdot \mu_{St}$  als Funktion des Angebots  $g_{St} = \lambda / \mu_{St}$  für unterschiedliche Bedienungsraten  $\mu_{Sys}$  und  $\mu_1$ . Die Wartezeit im Wechselspeicher der KZE ist überwiegend von den Übertragungszeiten der anderen Stationen bestimmt, doch zeigen diese Ergebnisse wiederum den Einfluß der Transfargeschwindigkeiten zwischen NZE und KZE.

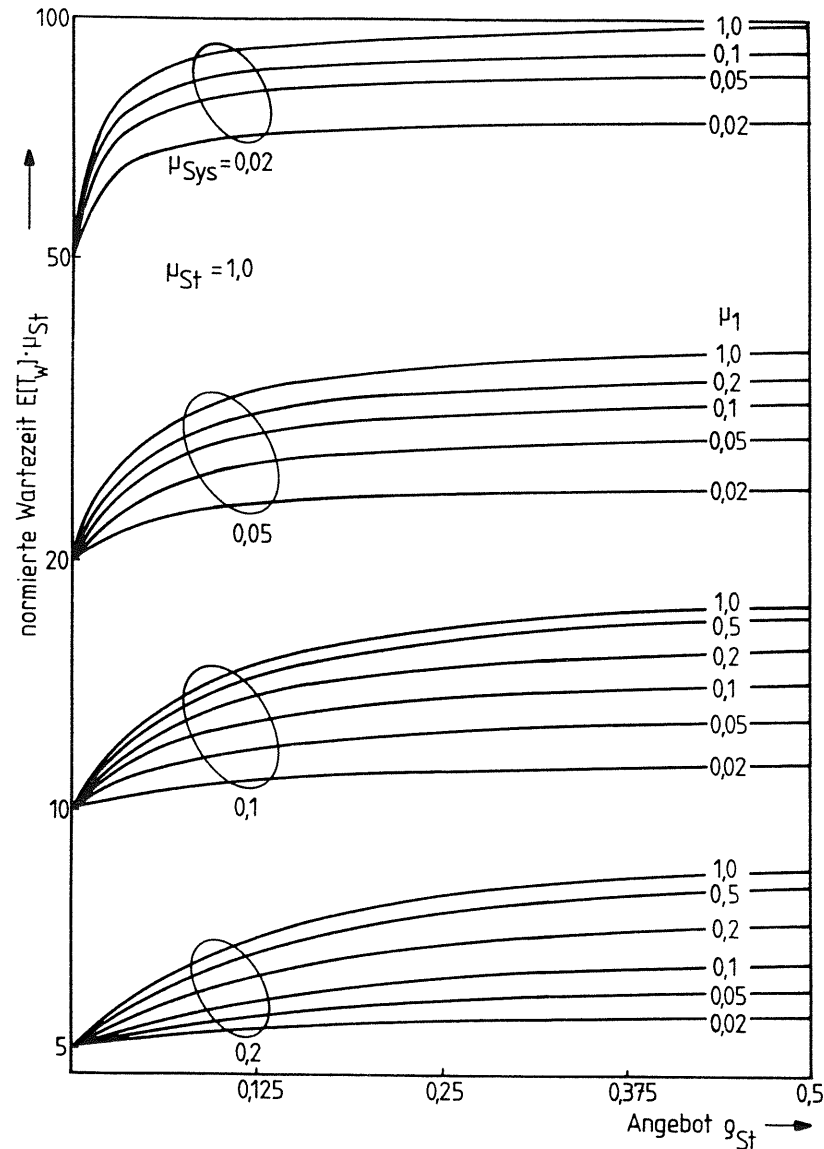


Bild 5.27: Wartezeit in den Zwischenspeichern der Kanalzugriffseinheit bei Berücksichtigung anderer Anschluß-Stationen

### 5.3.1.3 Verhalten bei bidirektionalem Verkehr

Die Kanalzugriffseinheit wird vollduplex betrieben, das heißt ein Daten-Rahmen kann zum Senden bereitgestellt werden, während ein anderer Daten-Rahmen vom Kanal kommend in den Wechselspeicher der Empfangsseite einläuft. Der Transfer zwischen KZE und NZE hingegen kann, bedingt durch die Prozessor-Struktur der NZE, nur halbduplex betrieben werden. Zur Untersuchung des Verhaltens der Kanalzugriffseinheit bei zweiseitigem Verkehr dient das Modell nach Bild 5.28. Der Datentransfer zwischen NZE und KZE ist durch die zweiphasige Bedienungseinheit BE 1 abgebildet. Der Übertragungskanal ist ebenfalls als zweiphasige Bedienungseinheit BE 2 dargestellt, um die Kanalbelegungszeiten in Sende- und Empfangsrichtung getrennt zu berücksichtigen.

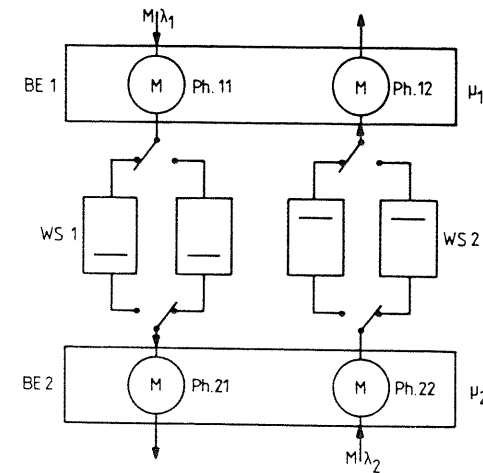


Bild 5.28: Modell zur Untersuchung des bidirektionalen Verkehrs in der Kanalzugriffseinheit

WS: Wechselspeicher

Die beiden Phasen der Bedienungseinheit BE 2 werden wechselweise belegt, in der Bedienungseinheit BE 1 (NZE) hat die Empfangsrichtung Priorität vor der Senderichtung. Den resultierenden Zustandsraum zeigt Bild 5.29. Durch die Zusammenfassung mehrerer Einzelzustände zu Makrozuständen gelingt es, die Zustandsgleichungen in expliziter Form aufzustellen.

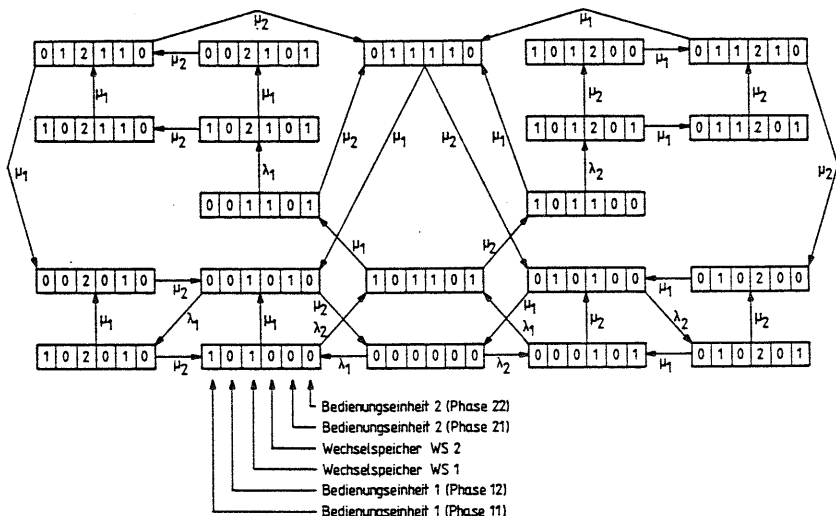


Bild 5.29: Zustandsraum für das Verkehrsmodell nach Bild 5.28

Bild 5.30 stellt die normierte Durchlaufzeit  $E[T_f] \cdot \mu_1$  durch die Wechselspeicher der Kanalzugriffseinheit für Sende- und Empfangsrichtung über der Belastung  $g_2 = (\lambda_1 + \lambda_2) / \mu_2$  dar. Da die Empfangsrichtung in der Abbildung der NZE strikt priorisiert ist, ist die Wartezeit in der KZE in Empfangsrichtung sehr gering. Die Kurven stellen somit für die Empfangsrichtung die minimalen Durchlaufzeiten dar, während sie für die Senderichtung die maximal möglichen Durchlaufzeiten aufzeigen.

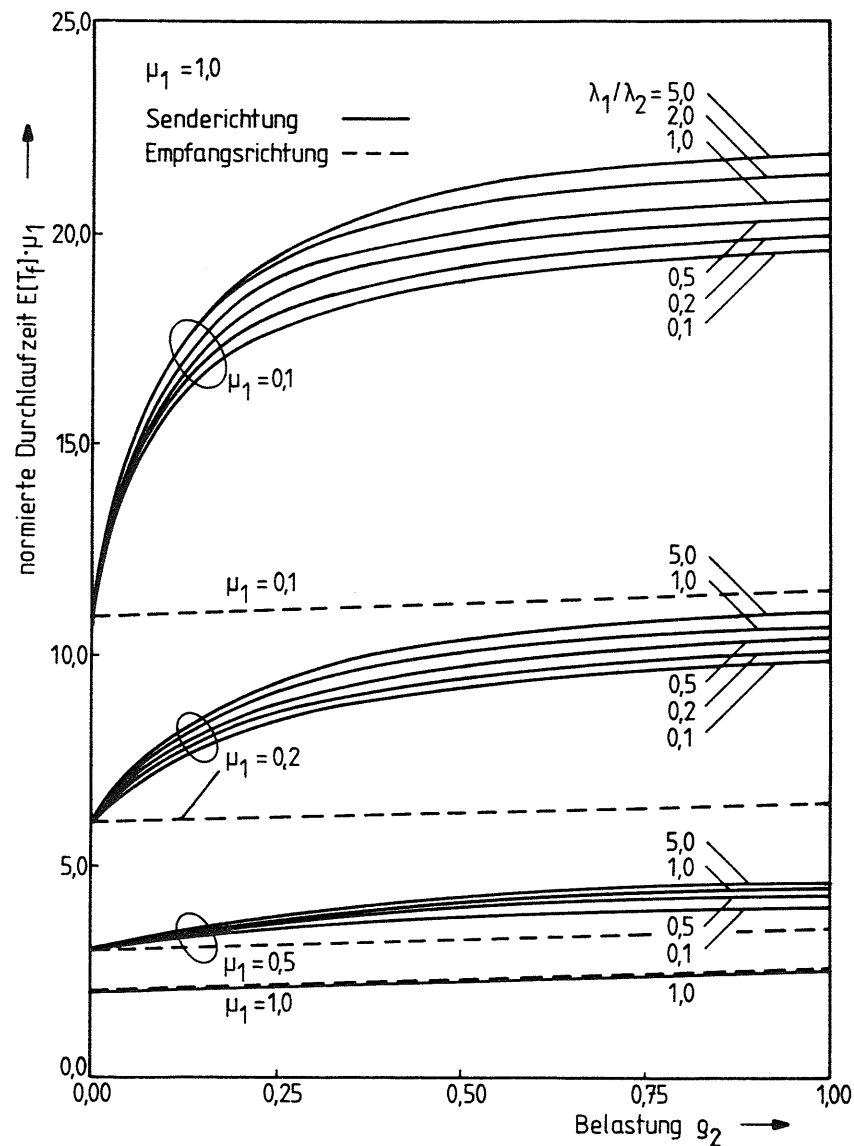


Bild 5.30: Durchlaufzeiten bei bidirektionalem Verkehr in der Kanalzugriffseinheit

Abhängig vom Verkehrsaufkommen der beiden Richtungen und von der Transfergeschwindigkeit der NZE ergeben sich unterschiedliche Durchlaufzeiten für die Senderichtung. Arbeitet die NZE mit der gleichen Geschwindigkeit wie der Übertragungskanal und sind die Ankunftsraten  $\lambda_1$  und  $\lambda_2$  gleich, so sind die Durchlaufzeiten in beiden Richtungen identisch.

#### 5.3.1.4. Zusammenfassung

Die Untersuchungen der Zwischenspeicher der Kanalzugriffseinheit haben den Einfluß der wichtigsten Parameter deutlich gemacht. Diese Parameter sind: die Anzahl der Speicherplätze für Daten-Rahmen in der KZE, die Transfergeschwindigkeit der Netzzugangseinheit und des Übertragungskanals, die Belegung des Übertragungskanals durch andere Stationen und die Prioritätenregelung zwischen Sende- und Empfangsrichtung, welche in der Untersuchung der Netzzugangseinheit genauer betrachtet wird.

Die Überlegungen zur Optimierung der Anzahl der Zwischenspeicher haben gezeigt, daß bei gleicher Geschwindigkeit von Übertragungskanal und Netzzugangseinheit und bei konstanter Länge der Daten-Rahmen zwei Zwischenspeicher ausreichen, um Blockierungsfreiheit zu erzielen. Für den Fall unterschiedlicher Längen der Daten-Rahmen zeigt eine deterministische Betrachtung der möglichen Abfolgen von Daten-Rahmen, daß die Anzahl der Speicher vom Verhältnis der kleinsten zur größten Länge der Daten-Rahmen abhängig ist. Die Untersuchung für eine negativ-exponentielle Verteilung der Länge der Daten-Rahmen erlaubt eine Abschätzung des Durchsatzes und der Blockierungswahrscheinlichkeit für eine gegebene Anzahl an Zwischenspeichern. Die Analysen der Wechselspeicher unter Berücksichtigung der anderen Stationen beziehungsweise des bidirektionalen Verkehrs bieten Anhaltspunkte für die Wartezeiten in der Kanalzugriffseinheit.

### 5.3.2 Analyse der Netzzugangseinheit

#### 5.3.2.1 Modellbildung

Neben den Prozessen, die am Verbindungsaufbau und Verbindungsabbau beteiligt sind, beanspruchen insbesondere die Prozesse für den Datentransfer (siehe Abschnitt 4.3) die Kapazität der Netzzugangseinheit (NZE). Die Aufteilung der Funktionen auf Sende- und Empfangsrichtung führt zu einem Prozessor-Modell mit vier Bedienungsphasen, deren Abarbeitungsreihenfolge durch nichtunterbrechende Prioritäten gesteuert wird (siehe Bild 5.31). Die Bedienungsphase 1 beschreibt den Datentransfer aus dem Empfangsspeicher der KZE in den Datenspeicher der NZE einschließlich der Seriell/Parallel-Umsetzung, der Daten-Depaketierung, der Bearbeitung der Adressen und der Flußkontrolle. Phase 2 bildet den Datentransfer aus dem Speicher der NZE zu den Endgeräte-Schnittstellen ab. In Gegenrichtung beschreibt Phase 3 den Transfer von Daten von den Endgeräte-Schnittstellen in den Datenspeicher der NZE. Das Sammeln der Daten von den angeschlossenen Endgeräten erfolgt durch die Schnittstellen parallel zu dieser Phase. Phase 4 umfaßt den Transport sendebereiter Daten-Rahmen in den Sendespeicher der KZE. Interne Verbindungen zwischen verschiedenen Endgeräten, die an die gleiche Anschluß-Station angeschlossen sind, werden durch eine Verbindung zwischen Phase 4 und Phase 2 und der Verzweigungswahrscheinlichkeit  $p_{int}$  dargestellt. Die Ankunftsabstände der Daten-Rahmen von der KZE, beziehungsweise der Daten von den Endgeräte-Schnittstellen sind negativ-exponentiell verteilt bei mittleren Ankunftsdaten  $\lambda_{KZE}$  und  $\lambda_{ESS}$ . Die Bedienungsphasen sind durch allgemeine Prozesse  $G_{H,i}$  mit den mittleren Bedienungszeiten  $h_i = E[T_{H,i}]$ ,  $i = 1,2,3,4$ , beschrieben. Die Priorität der Bedienungsphase  $i$  ist durch  $P_i$ ,  $i = 1,2,3,4$ , definiert, in den Warteschlangen  $WS_i$ ,  $i = 1,2,3,4$ , werden die Anforderungen nach dem FIFO-Prinzip abgearbeitet.

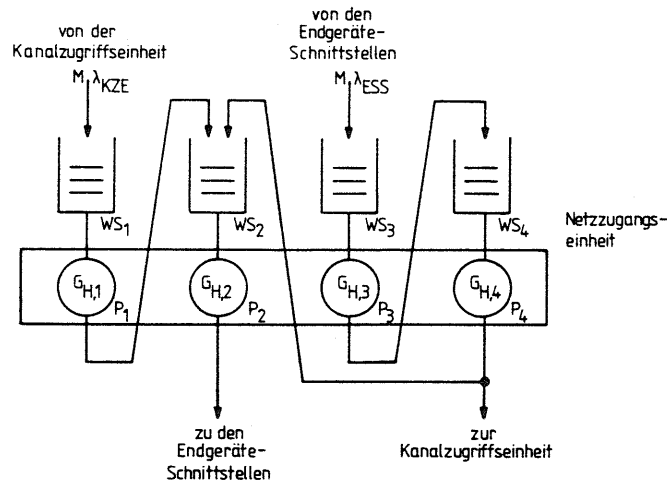


Bild 5.31: Modell der Netzzugangseinheit NZE

- M: Ankunftsprozeß mit negativ-exponentieller Verteilung der Ankunftsabstände
- G<sub>H</sub>: allgemeiner Bedienungsprozeß
- λ<sub>KZE</sub>: Ankunftsrate der Daten-Rahmen von der Kanalzugriffseinheit
- λ<sub>ESS</sub>: Ankunftsrate der Daten von den Endgeräte-Schnittstellen
- h<sub>i</sub>: mittlere Bedienungszeit der Phase i
- P<sub>i</sub>: Priorität der Phase i
- WS<sub>i</sub>: Warteschlange i
- i: Phasennummer, i = 1,2,3,4

Die Analyse des Modells erfolgt durch Betrachtung der prioritätsabhängigen Restarbeit (workload) in den einzelnen Warteschlangen und durch Anwendung der Erneuerungstheorie /78/ (siehe Abschnitt 5.1.3.3). Mittels des Little'schen Theorems können die mittleren Wartezeiten in den Warteschlangen, die mittleren Warteschlangenlängen und die mittleren Durchlaufzeiten bestimmt werden.

Die Durchlaufzeiten sind definiert zu:

Empfangsrichtung:

$$E[T_{f,E}] = E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}] + h_1 + h_2, \quad (5.53)$$

Senderichtung:

$$E[T_{f,S}] = E[T_{w,3}] + E[T_{w,4}] + h_3 + h_4, \quad (5.54)$$

Cluster-interne Verbindungen:

$$E[T_{f,I}] = E[T_{w,2,int}] + E[T_{w,3}] + E[T_{w,4}] + h_2 + h_3 + h_4, \quad (5.55)$$

mit  $E[T_{w,i}]$  als mittlere Wartezeit in Warteschlange  $WS_i$ ,  $i = 1,2,3,4$ , und  $E[T_{w,2,int}]$  als mittlere Wartezeit, die eine Anforderung aus Sicht einer internen Verbindung in der Warteschlange  $WS_2$  erleidet.

### 5.3.2.2 Untersuchungen und Ergebnisse

#### a) Reihenfolge der Bedienungsphasen

Die optimale Reihenfolge der Bedienungsphasen ist ein grundsätzliches Problem bei der Strukturierung der NZE: Wird der Empfangsrichtung (Phase 1) höchste Priorität eingeräumt, so werden die Daten-Rahmen zwar schnell in die NZE übernommen, doch können bei hoher Ankunftsrate in Senderichtung keine Pakete an die KZE übergeben werden, und die KZE muß Sendeberechtigungen nutzlos verstreichen lassen. Hat andererseits die Senderichtung höhere Priorität, so läuft der Empfangsspeicher der KZE schnell voll und

die Wahrscheinlichkeit, daß weitere nachfolgende Daten-Rahmen abgewiesen werden, steigt an. Wird den Phasen 1 und 3 hohe Priorität eingeräumt, so wächst der Speicherbedarf in der NZE, und die Durchlaufzeiten steigen an.

Für die Reihenfolge der vier Bedienungsphasen gibt es insgesamt 24 mögliche Anordnungen der Prioritäten. Ohne Berücksichtigung cluster-interner Verbindungen ( $p_{\text{int}} = 0.0$ ) sind in dem Modell jeweils zwei dieser Anordnungen identisch, wenn Send- und Empfangsrichtung vertauscht werden (Beispiel:  $P_1P_2P_3P_4 = 1234$  entspricht  $P_1P_2P_3P_4 = 3412$ ). Somit gibt es zwölf Anordnungen mit unterschiedlichen Formeln für die Wartezeiten. Die Berechnung der mittleren Wartezeiten  $E[T_{w,i}]$ ,  $i = 1,2,3,4$ , erfolgt in der Reihenfolge der Prioritäten  $P_i$ ,  $i = 1,2,3,4$ , und ist anhand der Prioritätsanordnung  $P_1P_2P_3P_4 = 1234$  für  $p_{\text{int}} = 0.0$  dargestellt. Die resultierenden Wartezeiten aller anderen Anordnungen sind im Anhang 2 aufgeführt.

#### Berechnung der Wartezeit $E[T_{w,1}]$

Die Restarbeit, die eine eintreffende Anforderung (Daten-Rahmen) in der Warteschlange  $WS_1$  sieht, ergibt sich aus der mittleren Restbedienungszeit  $E[T_R]$  der Anforderung, die den Prozessor belegt, und der Summe der mittleren Bedienungszeiten  $h_1$  aller wartenden Anforderungen in der Warteschlange  $WS_1$ .

Die mittlere Restbedienungszeit  $E[T_R]$  ist gegeben zu:

$$E[T_R] = \frac{1}{2} \cdot \sum_{i=1}^4 g_i \cdot (1 + c_{H,i}^2) \cdot E[T_{H,i}], \quad (5.56)$$

mit dem Variationskoeffizient

$$c_{H,i} = \sqrt{\frac{E[T_{H,i}^2]}{E[T_{H,i}]^2} - 1}, \quad i = 1,2,3,4$$

und  $g_i = \lambda_{KZE} h_i$ ,  $i = 1,2$ ,  $g_i = \lambda_{ESS} h_i$ ,  $i = 3,4$ .

Somit ergibt sich für die mittlere Wartezeit  $E[T_{w,1}]$  einer Anforderung in der Warteschlange  $WS_1$  folgende Bilanz:

$$E[T_{w,1}] = E[T_R] + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,1}] \cdot h_1. \quad (5.57)$$

Aufgelöst nach  $E[T_{w,1}]$ :

$$E[T_{w,1}] = \frac{1}{1 - g_1} E[T_R]. \quad (5.58)$$

#### Berechnung der Wartezeit $E[T_{w,2}]$

Die mittlere Wartezeit einer Anforderung in der Warteschlange  $WS_2$  wird bestimmt durch die Restarbeit, die eine Anforderung nach Bedienung durch Phase 1 bei Eintreffen in der Warteschlange  $WS_2$  im System antrifft. Diese setzt sich zusammen aus der Summe der mittleren Bedienungszeiten  $h_2$  aller wartenden Anforderungen in der Warteschlange  $WS_2$  und der Summe der mittleren Bedienungszeiten  $h_1$  aller Anforderungen, die in Warteschlange  $WS_1$  anstehen und in der Warteschlange  $WS_1$  eintreffen, bevor die betrachtete Anforderung durch die Phase 2 bedient wird. Damit ist die Bilanz für die mittlere Wartezeit  $E[T_{w,2}]$ :

$$E[T_{w,2}] = \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,2}] \cdot h_2 + \lambda_{KZE} \cdot (E[T_{w,1}] + h_1) \cdot h_2 + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,2}] \cdot h_1 + \lambda_{KZE} \cdot (E[T_{w,1}] + h_1) \cdot h_1, \quad (5.59)$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2) \cdot (E[T_{w,1}] + h_1)}{1 - g_1 - g_2}. \quad (5.60)$$

Da  $p_{int} = 0.0$  ist, sind keine wartenden Anforderungen des zweiten Verkehrsstromes  $\lambda_{ESS}$  zu berücksichtigen.

Berechnung der Wartezeit  $E[T_{w,3}]$

Eine Anforderung, die in der Warteschlange  $WS_3$  eintrifft, findet eine Restarbeit vor, die sich zusammensetzt aus der Restbedienungszeit  $E T_R$  der Anforderung, die den Prozessor belegt, der Summe der mittleren Bedienungszeiten  $h_3$  aller wartenden Anforderungen in der Warteschlange  $WS_3$ , der Summe der Bedienungszeiten  $h_2$  aller Anforderungen in Warteschlange  $WS_2$  und der Summe der Bedienungszeiten  $(h_1 + h_2)$  aller wartenden und bis zur Bedienung der betrachteten Anforderung durch Phase 3 eintreffenden Anforderungen in Warteschlange  $WS_1$ . Die daraus resultierende mittlere Wartezeit  $E[T_{w,3}]$  ergibt sich aus:

$$E[T_{w,3}] = E[T_R] + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,1}] \cdot (h_1 + h_2) + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,3}] \cdot (h_1 + h_2) + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,2}] \cdot h_2 + \lambda_{KZE} \cdot h_1 \cdot h_2 + \lambda_{ESS} \cdot E[T_{w,3}] \cdot h_3,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1(E[T_{w,1}] + h_2) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}])}{1 - g_1 - g_2 - g_3}.$$

(5.61, 5.62)

Berechnung der Wartezeit  $E[T_{w,4}]$

Eine Anforderung, die nach ihrer Bedienung durch Phase 3 in der Warteschlange  $WS_4$  eintrifft, sieht als Restarbeit im System die Summe der Bedienungszeiten  $h_4$  aller angetroffenen Anforderungen in der Warteschlange  $WS_4$ , die Summe der Bedienungszeiten  $h_3$  aller wartenden und bis zur Bedienung der betrachteten Anforderung durch Phase 4 noch eintreffenden Anforderungen in Warteschlange  $WS_3$  und die Summe der Bedienungszeiten  $(h_1 + h_2)$  aller während der Bedienung der betrachteten Anforderung in Phase 3

eingetroffenen und bis zur Bedienung der betrachteten Anforderung in Phase 4 noch eintreffenden Anforderungen in Warteschlange  $WS_1$ . Die Bilanz für die mittlere Wartezeit  $E[T_{w,4}]$  in der Warteschlange  $WS_4$  lautet:

$$E[T_{w,4}] = \lambda_{ESS} \cdot E[T_{w,4}] \cdot h_4 + \lambda_{ESS} \cdot E[T_{w,3}] \cdot h_4 + \lambda_{ESS} \cdot h_3 \cdot h_4 + \lambda_{ESS} \cdot E[T_{w,3}] \cdot h_3 + \lambda_{ESS} \cdot h_3 \cdot h_3 + \lambda_{ESS} \cdot E[T_{w,4}] \cdot h_3 + \lambda_{KZE} \cdot (h_1 + h_2) \cdot h_3 + \lambda_{KZE} \cdot E[T_{w,4}] \cdot (h_1 + h_2).$$

(5.63)

Damit ergibt sich für  $E[T_{w,4}]$ :

$$E T_{w,4} = \frac{(g_3 + g_4)E[T_{w,3}] + (g_1 + g_2 + g_3 + g_4)h_3}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4}.$$

(5.64)

Bild 5.32 zeigt für alle Prioritätsanordnungen den Verlauf der Durchlaufzeiten  $E[T_F]$  in Sende- und Empfangsrichtung bezogen auf die Bedienungszeit  $E[T_{H,1}]$  über der Prozessorbelastung  $g_p$ . Die Prozessorbelastung  $g_p$  ist definiert zu:

$$g_p = \sum_{i=1}^4 g_i.$$

(5.65)

Wird die Reihenfolge der Prioritäten bezüglich der Nummer der Bedienungsphasen in Sende- und Empfangsrichtung vertauscht, so wird die Durchlaufzeit verringert (siehe  $P_1P_2P_3P_4 = 2143$ ). Ein Minimum der Durchlaufzeiten wird erreicht, wenn die Prioritäten vertauscht und verschränkt angeordnet werden (optimale Prioritätsanordnungen:  $P_1P_2P_3P_4 = 3142$  und  $P_1P_2P_3P_4 = 4132$ ). Für alle Prioritätsanordnungen, in denen die Phase 4 die niedrigste Priorität aufweist ( $P_4 = 4$ ), ergibt sich die gleiche



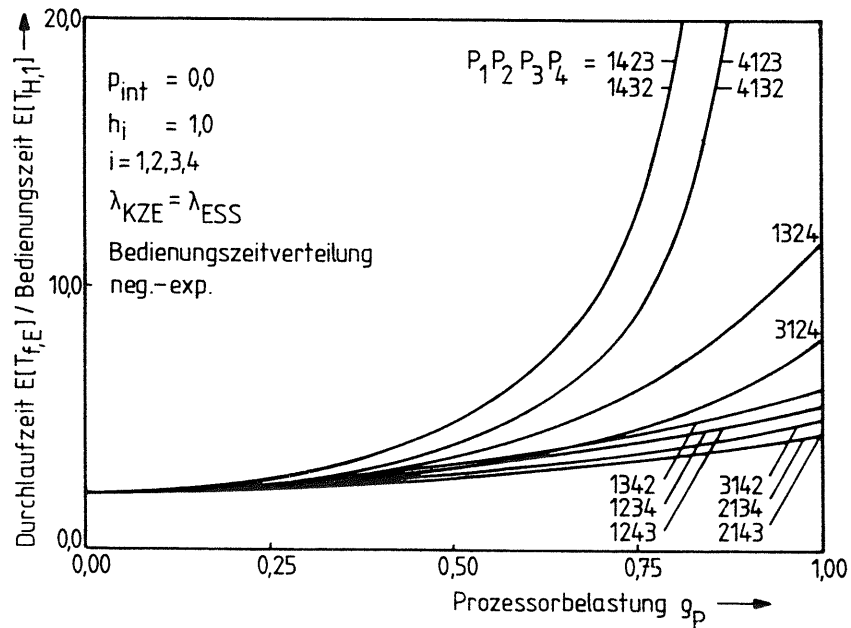
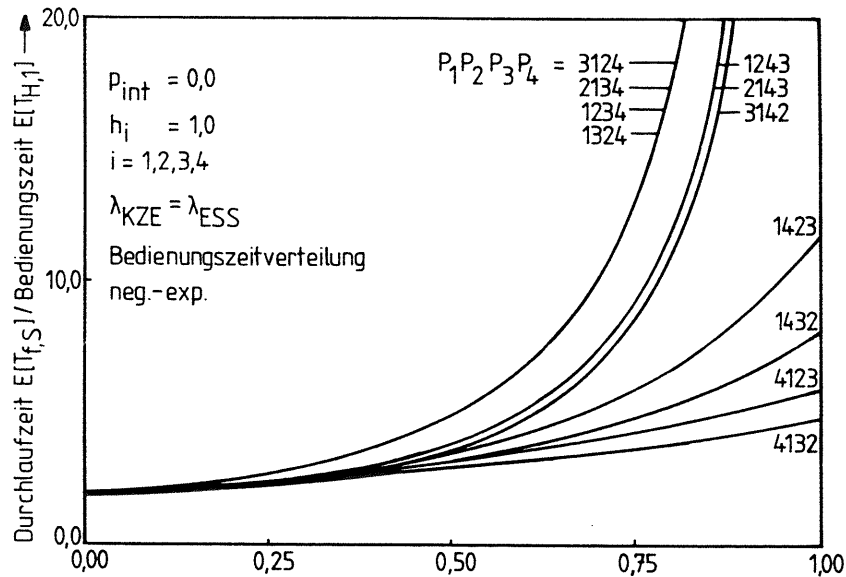


Bild 5.32: Analyse der Netzzugangseinheit  
Einfluß der Prioritätsanordnungen

Durchlaufzeit durch die Stufen 3 und 4, da unabhängig von der Anordnung der Prioritäten 1 bis 3 alle anderen Anforderungen vor den Anforderungen in der Warteschlange  $WS_4$  abgearbeitet werden.

Die exakt berechneten analytischen Ergebnisse wurden zur Kontrolle simulativ überprüft. Bei 10 Teiltests mit je 10000 Anforderungen stimmen die simulativ ermittelten Mittelwerte mit einer Genauigkeit von 1% mit den analytischen Ergebnissen überein. Die Vertrauensintervalle liegen bei einer Prozessorbelastung von  $\rho_p \leq 0,7$  in der Größenordnung von 2% der Absolutwerte.

b) Cluster-interne Verbindungen

Aus der Analyse der Prioritätsanordnungen ist zu entnehmen, daß die Durchlaufzeiten für cluster-interne Verbindungen minimiert werden, wenn Prioritätsanordnungen gewählt werden, in denen die Bedienungsphase 2 Priorität vor den Bedienungsphasen 3 und 4 hat (siehe Tabelle 5.2).

	Prioritätsanordnung					
$P_1$	1	1	2	2	3	4
$P_2$	2	2	1	1	1	1
$P_3$	3	4	3	4	4	3
$P_4$	4	3	4	3	2	2

Tabelle 5.2: Prioritätsanordnungen für  $p_{int} \neq 0,0$

Die Berechnung der Wartezeiten in den einzelnen Warteschlangen einschließlich der Wartezeit  $E[T_{w,2,int}]$  erfolgt wiederum durch Betrachtung der Restarbeit, die eine Anforderung bei Eintritt in eine Warteschlange im System sieht, unter Berücksichtigung der Arbeitsanteile, die durch das Rückführen der internen Verbindungen

dungen von der Senderichtung auf die Empfangsrichtung entstehen. Die mittlere Restbedienungszeit  $E[T_R]$  und die Prozessorbelastung  $g_p$  werden nach den Gleichungen (5.56) und (5.65) berechnet, wobei die Angebote  $g_i$ ,  $i = 1, 2, 3, 4$ , lauten:

$$\begin{aligned} g_1 &= \lambda_{KZE} \cdot h_1, & g_2 &= \lambda_{KZE} \cdot h_2 + p_{int} \cdot \lambda_{ESS} \cdot h_2, \\ g_3 &= \lambda_{ESS} \cdot h_3, & g_4 &= \lambda_{ESS} \cdot h_4. \end{aligned} \quad (5.66)$$

Das Gesamtangebot ohne Internverkehr sei definiert zu:

$$g_g = \sum_{m=1}^2 \lambda_{KZE} \cdot h_m + \sum_{n=3}^4 \lambda_{ESS} \cdot h_n. \quad (5.67)$$

Die maximale Prozessorbelastung ( $p_{int} = 1.0$ ) beträgt:

$$g_{p,max} = \lambda_{KZE}(h_1 + h_2) + \lambda_{ESS}(h_2 + h_3 + h_4). \quad (5.68)$$

Für die optimalen Prioritätsanordnungen  $P_1P_2P_3P_4 = 3142$  und  $P_1P_2P_3P_4 = 4132$  lauten die Wartezeiten ( $g_{int} = p_{int} \cdot \lambda_{ESS} \cdot h_2$ ):

$$P_1P_2P_3P_4 = 3142: \quad (5.69 \text{ a,b,c,d,e})$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3h_4 + g_{int}(h_3 + h_4)}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,2,int}] = 0, \quad E[T_{w,4}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] =$$

$$\frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3h_4 + (g_1 + g_2)E[T_{w,1}] + g_{int}(h_3 + h_4)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 4132: \quad (5.70 \text{ a,b,c,d,e})$$

$$E[T_{w,1}] =$$

$$\frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3h_4 + (g_3 + g_4 + g_{int})E[T_{w,3}] + g_{int}(h_3 + h_4)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,2,int}] = 0, \quad E[T_{w,4}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3h_4 + g_{int}(h_3 + h_4)}{1 - g_3 - g_4 - g_{int}}.$$

Die Wartezeiten der weiteren Anordnungen nach Tabelle 5.2 sind im Anhang 3 zusammengestellt.

Bild 5.33 zeigt den Verlauf der Durchlaufzeiten  $E[T_f]$  in Sender- und Empfangsrichtung und für cluster-interne Verbindungen bezogen auf die Bedienungszeit  $E[T_{H,1}]$  als Funktion des Gesamtangebots  $g_g$  für die Prioritätsanordnung  $P_1P_2P_3P_4 = 4132$ . Die Kurven für den Fall, daß nur cluster-interne Verbindungen existieren ( $p_{int} = 1.0$ ), sind gleichzeitig die Kurven für die maximale Prozessorbelastung  $g_{p,max}$ .

### c) Mittelwerte und Verteilungen der Bedienungszeiten

Die Transferzeiten der Daten zwischen NZE und KZE und die Bearbeitungszeiten innerhalb des NZE-Prozessors sind abhängig von der Verteilung der Pakettlängen, der Prozessorgeschwindigkeit (Programmlaufzeiten) und der Implementierung der Funktionen in Hardware und Software. Somit haben die Verteilung und die Mittelwerte der Bedienungszeiten einen Einfluß auf die Leistungsfähigkeit der NZE. In Bild 5.34 ist das Verhalten der NZE bezüglich

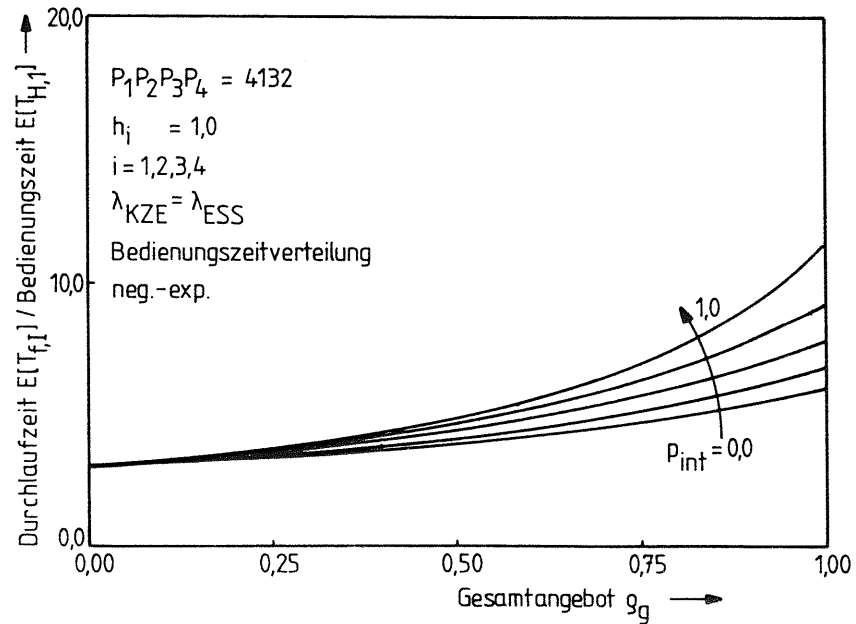
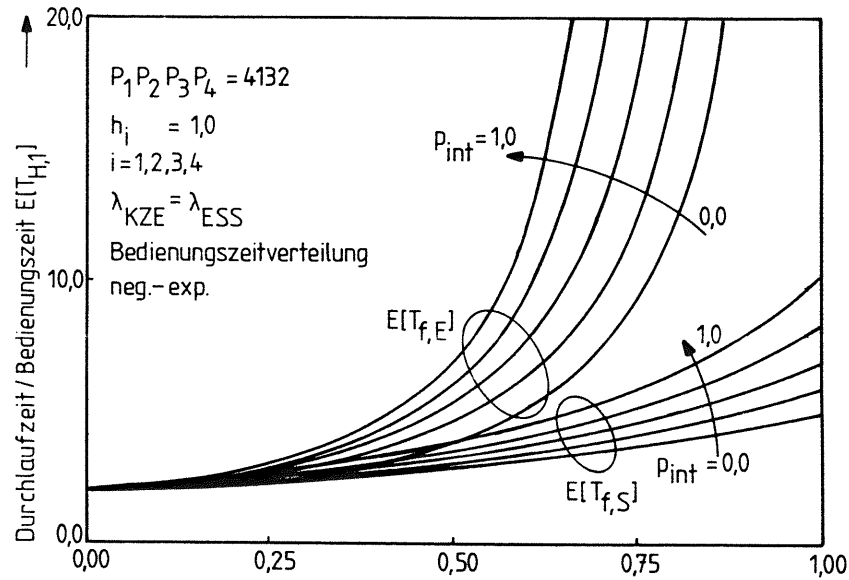


Bild 5.33: Analyse der Netzzugangseinheit  
Einfluß der cluster-internen Verbindungen

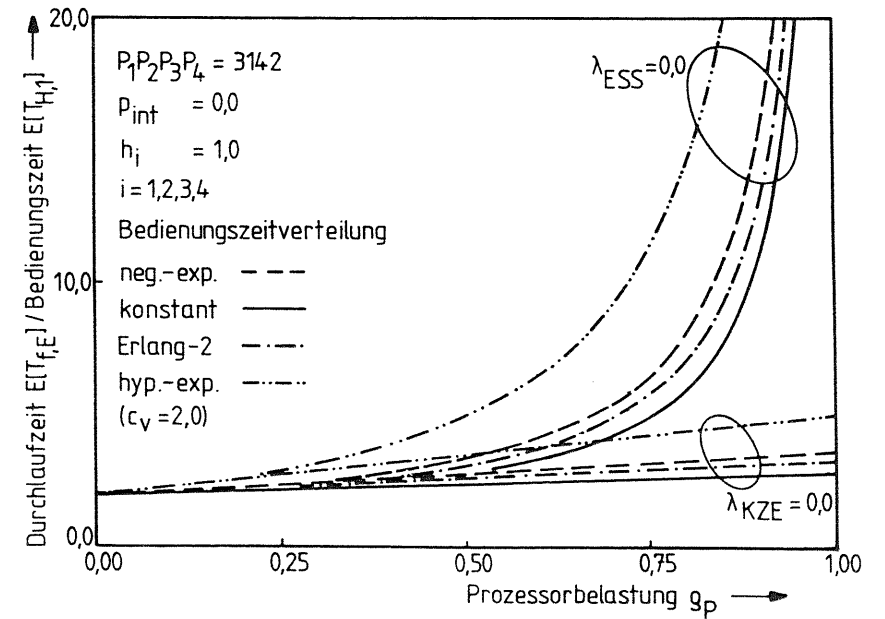
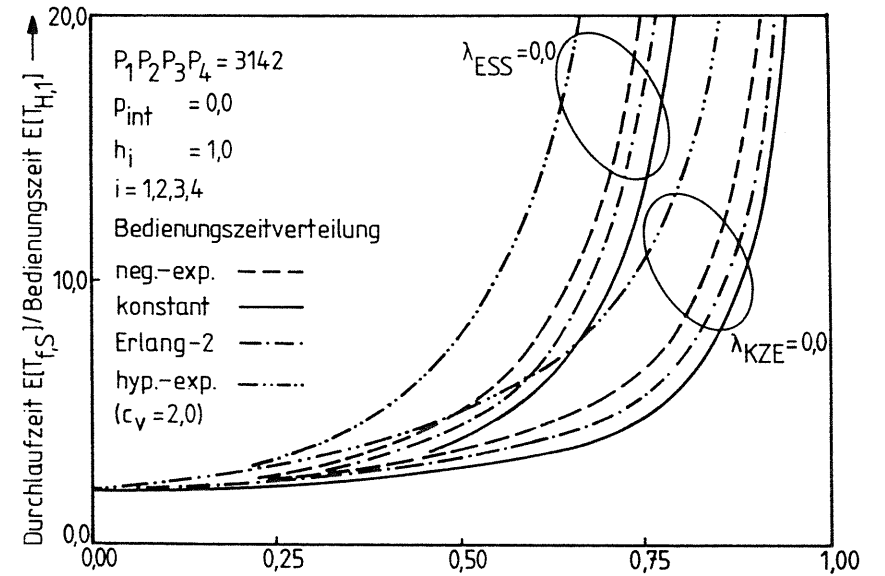


Bild 5.34: Analyse der Netzzugangseinheit  
Einfluß der Bedienungszeitverteilungen

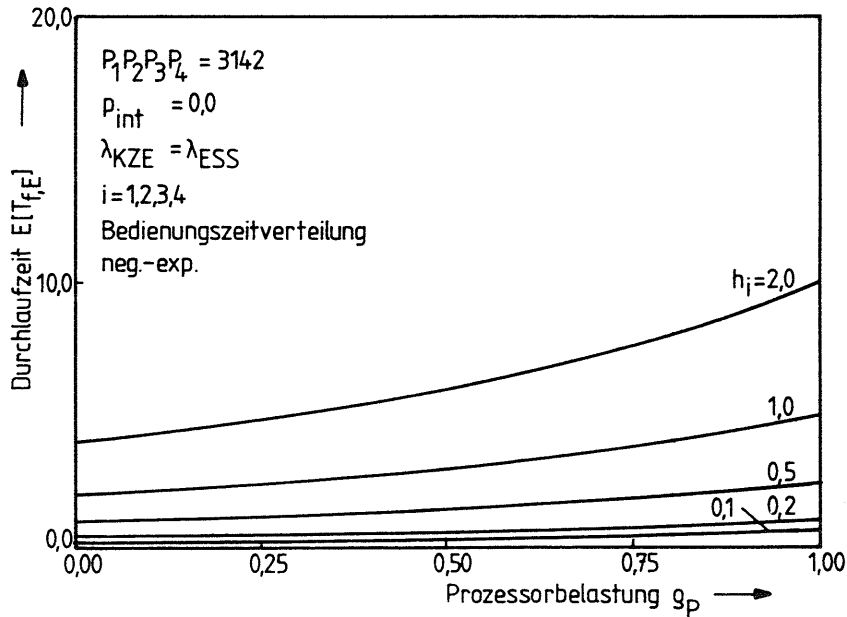
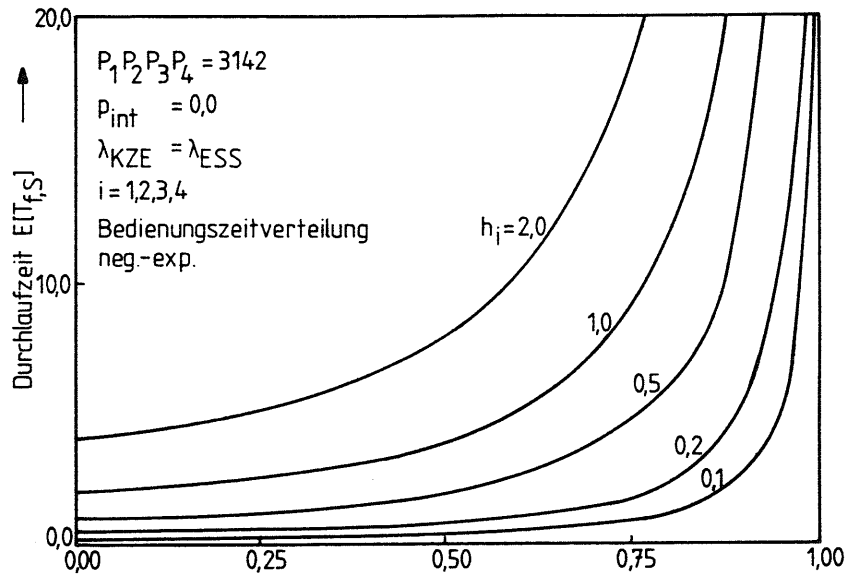


Bild 5.35: Analyse der Netzzugangseinheit  
Einfluß der Bearbeitungsgeschwindigkeit

der Durchlaufzeiten bei unterschiedlicher Verteilung der Bedienungszeiten gezeigt. Dargestellt sind die Durchlaufzeiten  $E[T_{f,S}]$  und  $E[T_{f,E}]$  bezogen auf die Bedienungszeit  $E[T_{H,1}]$  als Funktion der Prozessorbelastung  $g_p$  für den Fall, daß jeweils in einer Richtung kein Verkehrsaufkommen besteht ( $\lambda_{KZE} = 0, \lambda_{ESS} = 0$ ). Bei gleichen mittleren Bedienungszeiten bleibt der Einfluß der Bedienungszeit-Verteilungen gering, wenn  $c_v \leq 1.0$  ist, das heißt, die Bedienungszeiten einer konstanten, negativ-exponentiellen oder Erlang-Verteilung gehorchen (siehe Abschnitt 5.1.1.4). Bei hyperexponentieller Verteilung der Bedienungszeiten ( $c_v > 1.0$ ) steigen die Durchlaufzeiten jedoch merklich an.

Den Verlauf der mittleren Durchlaufzeiten für unterschiedliche Bearbeitungsgeschwindigkeiten stellt Bild 5.35 dar. Bei hoher Bearbeitungsgeschwindigkeit sind die Durchlaufzeiten auch bei höherer Prozessorbelastung niedrig, steigen aber bei weiter wachsender Belastung für die Richtung mit niedriger Priorität (Im Fall der dargestellten Prioritätenanordnung: Senderichtung) steil an. Eine niedrige Bearbeitungsgeschwindigkeit führt andererseits bereits bei niedriger Prozessorbelastung zu einem stärkeren Ansteigen der Durchlaufzeiten in beiden Richtungen.

#### d) Begrenzung und Aufteilung des Datenspeichers

Die Aufteilung der begrenzten Speicherkapazität in der NZE auf Sende- und Empfangsrichtung kann mit dem Modell nach Bild 5.31 nur global untersucht werden. Insbesondere ist die von der Belegung der Speicherbereiche abhängige Abarbeitungsreihenfolge der Bedienungsphasen (zustandsabhängige Prioritätenanordnung) nicht berücksichtigt. Für die einzelnen Prioritätenanordnungen können bei negativ-exponentiell verteilten Bedienungszeiten und Ankunftsabständen die Aufteilung der begrenzten Speicher und die daraus resultierenden Durchlaufzeiten und Verlustwahrscheinlich-

keiten durch Aufstellen eines entsprechenden Zustandsraums detailliert betrachtet werden. Hierbei werden aus dem allgemeinen Abbild des Zustandsraumes nach Bild 5.36 für jede Prioritätenanordnung die einzelnen Zustandsklassen entwickelt und das Gleichungssystem nach der im Abschnitt 5.1.3.2 angegebenen Methodik gelöst. Bei Entwicklung der Zustandsklassen wird auch die lastabhängige Änderung der Prioritätenanordnung berücksichtigt: Erreicht eine Warteschlange ihre Kapazitätsgrenze, so erhält die zugehörige Bedienungsphase höchste Priorität. Sind mehrere Warteschlangen voll, so werden die Warteschlangen  $WS_2$  und  $WS_4$  vor den Warteschlangen  $WS_1$  und  $WS_3$  abgefertigt. Dadurch werden interne Blockierungen der Bedienungsphasen vermieden. Weiterhin erhält die Empfangsrichtung in diesem Fall Priorität vor der Senderichtung. Die Belegungsbedingungen der Bedienungsphasen in Abhängigkeit von der Belegung der Warteschlangen sind für die Prioritätenanordnung  $P_1P_2P_3P_4 = 1234$  in Tabelle 5.3 zusammengestellt. In dieser Tabelle ist  $s_i$  die momentane Anzahl Anforderungen in Warteschlange  $WS_i$  und  $S_i$  die Kapazität der Warteschlange  $WS_i$ , mit  $i = 1, 2, 3, 4$ . Für die nicht aufgeführten Belegungsbedingungen entfallen die entsprechenden Übergänge. Für die Ankunftsraten  $\lambda_{KZE}$  und  $\lambda_{ESS}$  gilt:

ankommender Übergang:  $1 \leq s_1 \leq S_1$  und  $1 \leq s_3 \leq S_3$   
 abgehender Übergang:  $0 \leq s_1 \leq S_1 - 1$  und  $0 \leq s_3 \leq S_3 - 1$ .

Bild 5.37 zeigt für die Prioritätenanordnung  $P_1P_2P_3P_4 = 1234$  die mittlere Durchlaufzeit  $E[T_F]$  für Sender- und Empfangsrichtung bezogen auf die Bedienungszeit  $E[T_{H,1}]$  dargestellt über dem Gesamtangebot  $g_g$ . Die Verlustwahrscheinlichkeiten  $B_S$  und  $B_E$  der Sender- und Empfangsrichtung steigen bis  $g_g = 1.0$  stark an (siehe Bild 5.38). Bei weiter steigender Belastung geht die Anzahl der akzeptierten Anforderungen gegen einen Maximalwert; dieses führt zu einer Begrenzung der Durchlaufzeiten. Die Durchlaufzeit in Empfangsrichtung steigt im Vergleich zum Modell mit unbegrenzten

Speichern stärker an: Die lastabhängige Änderung der Prioritätenanordnung führt zu einem Ausgleich der Durchlaufzeiten zwischen Sender- und Empfangsrichtung.

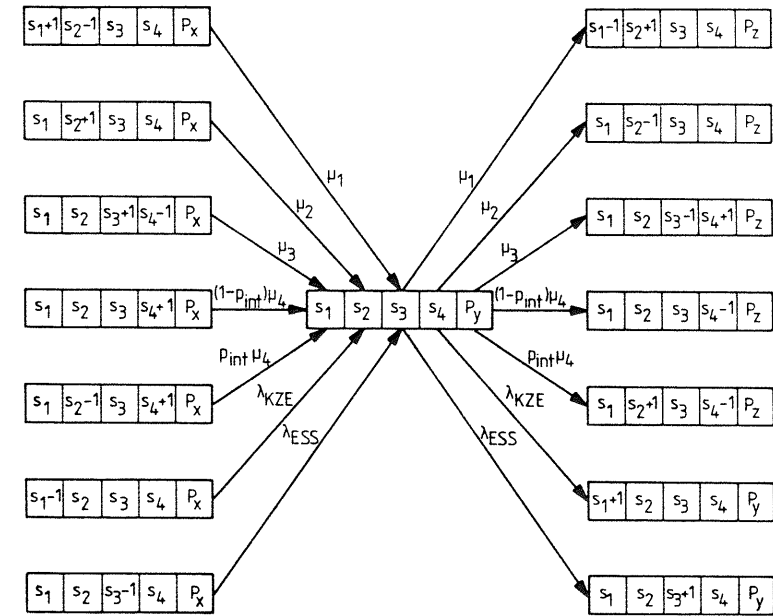


Bild 5.36: Allgemeine Beschreibung des Zustandsraums für das Prozessor-Modell der NZE mit begrenzten Speichern

- $s_1$ : Anzahl Anforderungen in Warteschlange  $WS_1$
  - $s_2$ : Anzahl Anforderungen in Warteschlange  $WS_2$
  - $s_3$ : Anzahl Anforderungen in Warteschlange  $WS_3$
  - $s_4$ : Anzahl Anforderungen in Warteschlange  $WS_4$
  - $P_x$
  - $P_y$
  - $P_z$
- } Prozessor-Belegung durch Anforderung aus Warteschlange  $WS_i$ ,  $i = 1, 2, 3, 4$

$P_x$	$P_y$	$s_1$	$s_2$	$s_3$	$s_4$		$P_y$	$P_z$	$s_1$	$s_2$	$s_3$	$s_4$
1	1	$>0$ $=s_1$	$<s_2$ $<s_2$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$		1	1	$>1$ $=s_1$	$<s_2-1$ $<s_2-1$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$
1	2	$=0$ $>0$	$>0$ $=s_2$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$		1	2	$=1$ $>1$	$\geq 0$ $=s_2-1$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$
1	3	$<s_1$	$<s_2$	$=s_3$	$<s_4$		1	3	$<s_1$	$<s_2-1$	$=s_3$	$<s_4$
2	0	$=0$	$=0$	$=0$	$=0$		2	0	$=0$	$=1$	$=0$	$=0$
2	1	$>0$ $=s_1$	$<s_2$ $<s_2$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$		2	1	$>1$ $=s_1$	$\leq s_2$ $\leq s_2$	$<s_3$ $<s_3$	$<s_4$ $<s_4$
2	2	$=0$	$>0$	$<s_3$	$<s_4$		2	2	$=0$	$>1$	$<s_3$	$<s_4$
2	3	$=0$ $\geq 0$	$=0$ $<s_2$	$>0$ $=s_3$	$<s_4$ $<s_4$		2	3	$=0$ $<s_1$	$=1$ $\leq s_2$	$>0$ $=s_3$	$<s_4$ $<s_4$
3	1	$>0$ $=s_1$	$<s_2$ $<s_2$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$		3	1	$>1$ $=s_1$	$<s_2$ $<s_2$	$<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4-1$ $<s_4-1$
3	2	$=0$	$>0$	$<s_3$	$<s_4$		3	2	$=0$	$>0$	$\leq s_3$	$<s_4-1$
3	3	$=0$	$=0$	$>0$	$<s_4$		3	3	$=0$	$=0$	$>1$	$<s_4-1$
3	4	$=0$ $>0$	$=0$ $<s_2$	$=0$ $>0$	$>0$ $=s_4$		3	4	$=0$ $>0$	$=0$ $<s_2-1$	$=1$ $>1$	$\geq 0$ $=s_4-1$
4 <sub>ex</sub>	0	$=0$	$=0$	$=0$	$=0$		4 <sub>ex</sub>	0	$=0$	$=0$	$=0$	$=1$
4 <sub>ex</sub>	1	$>0$ $>0$ $=s_1$	$=0$ $<s_2$ $<s_2$	$\geq 0$ $<s_3$ $\leq s_3$	$\geq 0$ $=s_4-1$ $=s_4-1$		4 <sub>ex</sub>	1	$>0$ $>0$ $=s_1$	$=0$ $<s_2$ $<s_2$	$\geq 0$ $<s_3$ $\leq s_3$	$>0$ $=s_4$ $=s_4$
4 <sub>ex</sub>	2	$=0$	$>0$	$<s_3$	$=s_4-1$		4 <sub>ex</sub>	2	$=0$	$>0$	$<s_3$	$=s_4$
4 <sub>ex</sub>	3	$=0$ $<s_1$	$=0$ $=0$	$>0$ $=s_3$	$=s_4-1$ $=s_4-1$		4 <sub>ex</sub>	3	$=0$ $>0$	$=0$ $=0$	$>0$ $=s_3$	$\leq s_4$ $=s_4$
4 <sub>ex</sub>	4	$=0$	$=0$	$=0$	$>0$		4 <sub>ex</sub>	4	$=0$	$=0$	$=0$	$>1$
4 <sub>in</sub>	1	$>0$ $>0$ $=s_1$	$=0$ $<s_2$ $<s_2$	$\geq 0$ $<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4-1$ $=s_4-1$ $=s_4-1$		4 <sub>in</sub>	1	$>0$ $>0$ $=s_1$	$=0$ $<s_2-1$ $<s_2-1$	$\geq 0$ $<s_3$ $\leq s_3$	$<s_4$ $<s_4$ $=s_4$
4 <sub>in</sub>	2	$=0$ $=0$	$<s_2$ $\leq s_2$	$\leq s_3$ $<s_3$	$<s_4$ $=s_4-1$		4 <sub>in</sub>	2	$=0$ $=0$	$<s_2-1$ $\leq s_2-1$	$\leq s_3$ $<s_3$	$=s_4$ $=s_4$
4 <sub>in</sub>	3	$>0$	$>0$	$=s_3$	$=s_4-1$		4 <sub>in</sub>	3	$>0$	$>0$	$=s_3$	$=s_4$

Tabelle 5.3: Belegungsbedingungen für die Bedienungsphasen

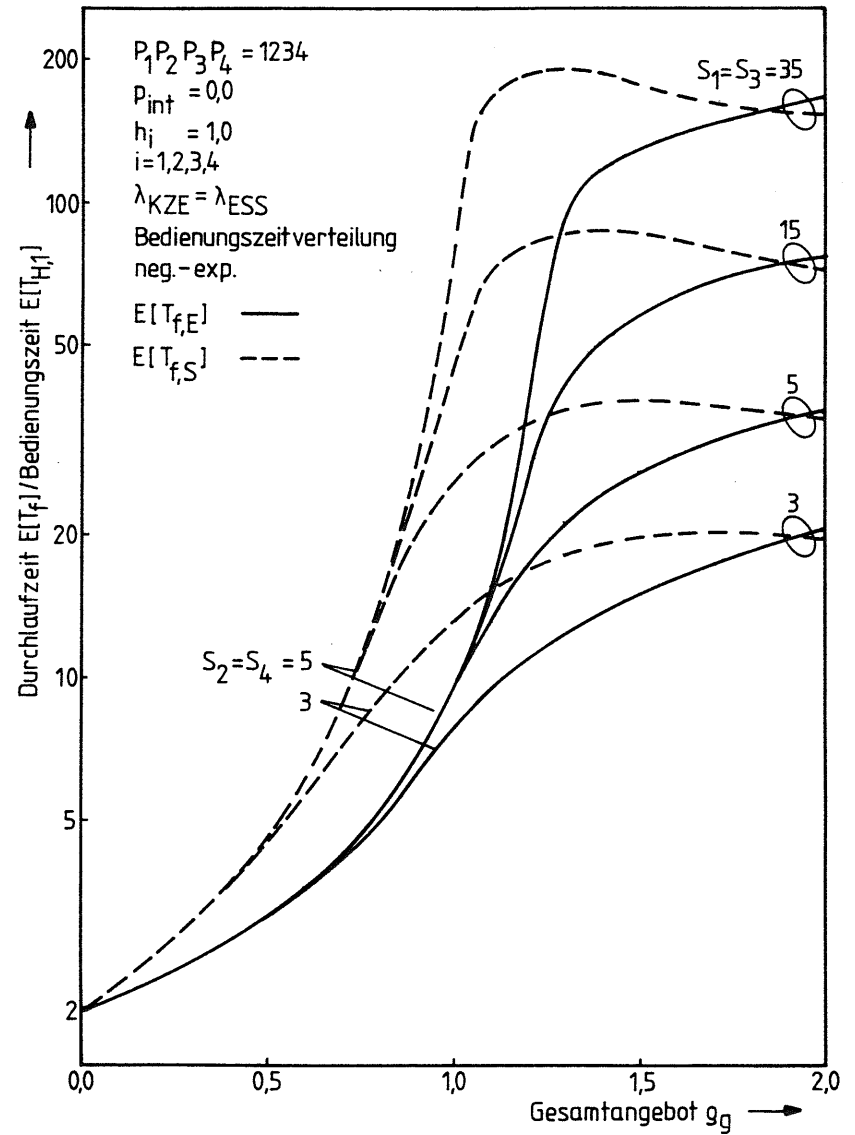
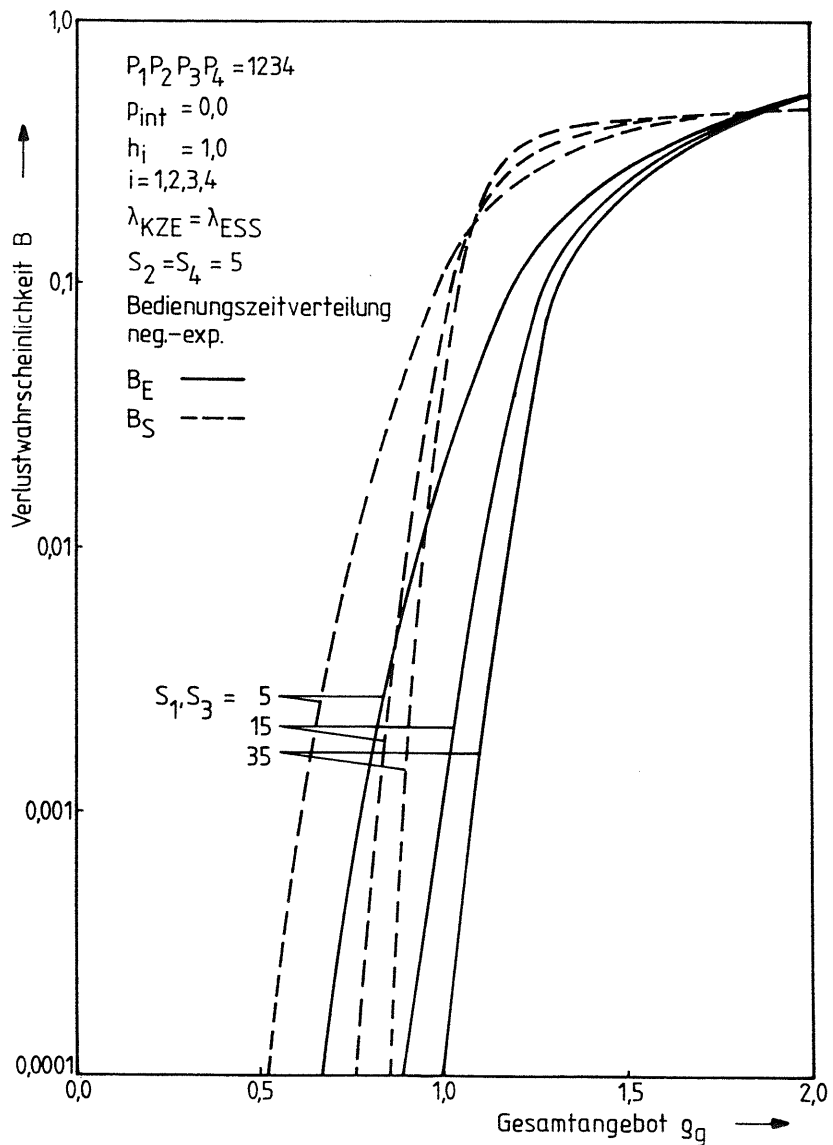


Bild 5.37: Analyse der Netzzugangseinheit  
Durchlaufzeiten bei begrenzten Speichern



### 5.3.2.3 Bewertung und Zusammenfassung

Die Modellierung der Funktionen der Netzzugangseinheit und die Berücksichtigung der realisierten Hardwarestruktur führt auf ein Prozessor-Modell mit zwei rückgekoppelten Bedienungsphasen für Sende- beziehungsweise Empfangsrichtung, wobei Cluster-interne Verbindungen durch eine zusätzliche Rückkopplung von der Sende- auf die Empfangsrichtung berücksichtigt werden. Anhand dieses Modells können die grundlegenden Strukturierungsprobleme, wie Reihenfolge der Bedienungsphasen, Rückwirkung der Cluster-internen Verbindungen und Begrenzung der Speicherbereiche untersucht und somit optimierte Parameter für den Betrieb der Netzzugangseinheit festgelegt werden. Die Resultate der Untersuchung sind auch allgemein anwendbar auf Prozessor-Modelle mit mehreren unabhängigen Strömen von Anforderungen.

Bild 5.38: Analyse der Netzzugangseinheit  
Verlustwahrscheinlichkeiten bei begrenzten Speichern

### 6. Messungen im Lokalen Netz

Messungen sind ein geeignetes Mittel zur Gewinnung von Aussagen über die Leistungsfähigkeit eines Systems. Ebenso sind sie unentbehrlich zur Verifikation von Ergebnissen, die durch verkehrstheoretische Untersuchungen erzielt wurden. Im ersten Abschnitt des Kapitels wird ein Konzept für Messungen im Lokalen Netz vorgestellt. Die folgenden Abschnitte behandeln die Realisierung der notwendigen Meßwerkzeuge (Lastgenerator, Meßstation). Einige Meßergebnisse schließen das Kapitel ab.

#### 6.1 Meßkonzept

Grundsätzlich sind bei Leistungsaussagen zwei Arten von Meßgrößen zu unterscheiden: Zählgrößen und Zeitgrößen. Weiterhin wird in Ruf-bezogene Größen und Systemzustands-bezogene Größen unterschieden. Während zur Ermittlung von Zählgrößen, wie beispielsweise Wiederholungen von Daten-Rahmen, oft die Beobachtung des Zielsystems (zu messendes System) an einem Meßpunkt ausreicht, muß bei Aussagen über das zeitliche Verhalten von Dateneinheiten (zum Beispiel Durchlaufzeiten) das Zielsystem an mindestens zwei Meßpunkten beobachtet werden, um Meßdaten zu erhalten, die als Referenzen (Bezugszeitpunkte) dienen können. Diese Referenzdaten können auch dadurch gewonnen werden, daß, ähnlich wie in der Simulationstechnik (siehe Abschnitt 5.1.4), eine definierte Belastung in Form von schnittstellenabhängigen Dateneinheiten in das Zielsystem eingespeist wird und die Sendezeitpunkte der Dateneinheiten festgehalten werden. Diese Methode bietet weiterhin den Vorteil, Messungen wiederholt durchzuführen (Reproduzierbarkeit) und somit vergleichende Untersuchungen anzustellen. Aussagen, die durch Messungen in einem System, wie dem Lokalen Netz, gewonnen werden, beziehen sich häufig auf die Leistungsfähigkeit der Kommunikationsprotokolle in den unterschiedlichen Schichten

gemäß dem ISO-Basis-Referenzmodell (siehe Abschnitt 2.2.2). Es erscheint deshalb sinnvoll, die Schnittstellen zum Zielsystem entsprechend dieser Schichtung festzulegen. Abhängig von diesen Schnittstellen sind die entsprechenden Dateneinheiten zu erzeugen und zu messen.

Die Schnittstellen zum Zielsystem sind in einem verteilten System, wie zum Beispiel dem Lokalen Netz, räumlich verteilt. Für Messungen, die auf einer definierten Belastung beruhen, werden deshalb zwei getrennt angeordnete Meßwerkzeuge benötigt, die auf einer gemeinsamen Zeitbasis zusammenarbeiten (siehe Bild 6.1). Die Zeitbasis wird durch eine direkte, oder durch eine externe Synchronisation der Meßwerkzeuge geschaffen.

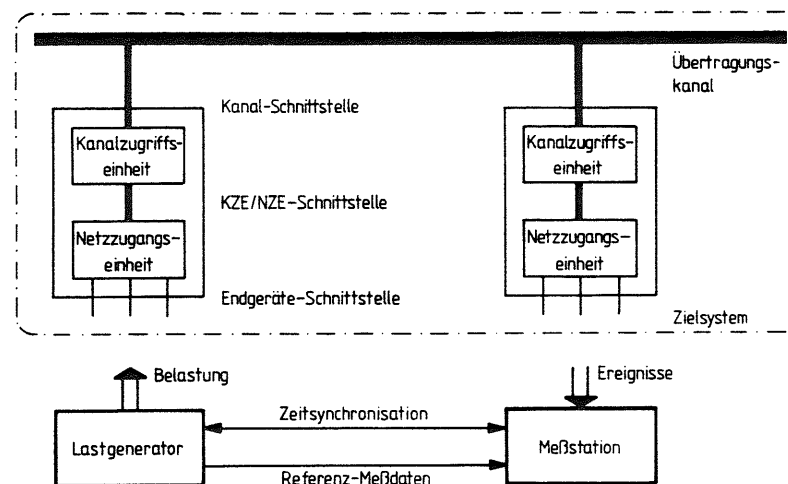


Bild 6.1: Meßkonzept für das Lokale Netz



Schnittstellen zum betrachteten Zielsystem "Lokales Netz" sind:

- der gemeinsame Übertragungskanal,
- die Schnittstelle zwischen Kanalzugriffseinheit KZE und Netzzugangseinheit NZE,
- die Endgeräte-Schnittstellen.

Zur Erzeugung einer reproduzierbaren Belastung, die sowohl in der Struktur der Dateneinheiten als auch im zeitlichen Ablauf detailliert vorgegeben werden kann, wird der Lastgenerator eingesetzt. Die Struktur der erzeugten Dateneinheiten wird bestimmt von der Schnittstelle zum Zielsystem und reicht von kompletten Daten-Rahmen bis zu seriellen oder parallelen Zeichenfolgen im ASCII-Format, wobei die zeitlichen Vorgaben deterministisch oder statistisch sein können. Die tatsächlichen Sendezeitpunkte der Dateneinheiten werden im Lastgenerator als Referenz-Meßdaten ermittelt.

Das Sammeln der Meßgrößen und ihre statistische Auswertung erfolgt durch die Meßstation. Bei der Messung numerischer Größen wird der Auftretenszeitpunkt und die Art des Ereignisses festgehalten. Diese Ereignisse sind, abhängig von der Schnittstelle zum Zielsystem, zum Beispiel Kollisionen, Übertragungsfehler oder Fehler im Ablauf des Zugriffsprotokolls, das Auftreten von Daten-Rahmen beziehungsweise Quittungen oder das Auftreten von Steuer- und Datenzeichen an den Endgeräte-Schnittstellen. Bei der Messung von zeitlichen Größen werden die Referenz-Meßdaten vom Lastgenerator übernommen. In beiden Fällen erfolgt nach der Messung eine statistische Auswertung der Meßergebnisse durch Ermittlung von Mittelwerten, Varianzen und Vertrauensintervallen gemäß den auch in der Simulationstechnik angewendeten Verfahren (siehe Abschnitt 5.1.4).

Leistungsdaten, die durch die Messungen ermittelt werden können, sind:

- verbindungsbezogene Durchlaufzeiten von Dateneinheiten (Zeichenfolgen) zwischen den Endgeräte-Schnittstellen der Anschluß-Stationen (Ende-zu-Ende-Transportzeiten),
- Durchlaufzeiten durch einzelne Anschluß-Stationen in Sende- und Empfangsrichtung (Stationsverzögerungszeiten),
- Wartezeiten von Daten-Rahmen ab der Bereitstellung in der KZE bis zum erfolgreichen Zugriff auf den Übertragungskanal (Zugriffsverzögerungszeiten),
- Kenndaten des Zugriffsprotokolls, wie Kollisionswahrscheinlichkeit, Verlustwahrscheinlichkeit, Wiederholwahrscheinlichkeit,
- Durchsatz der Anschluß-Stationen auf der Ebene der Endgeräte-Schnittstellen und der Kanal-Schnittstellen.

Weiterhin kann die Meßstation auch als System-Monitor eingesetzt werden, um den zeitlichen Verlauf aller Aktivitäten am Übertragungskanal zu überwachen, oder einzelne Verbindungen zu beobachten.

## 6.2 Lastgenerator

Funktionell ist der Lastgenerator gegliedert in die vom Zielsystem unabhängigen Bereiche zur Übernahme der Belastungsparameter vom Anwender und zur Generierung der Belastung sowie in den teilweise vom Zielsystem abhängigen Bereich zur Einspeisung der Belastung in das Zielsystem.

Die Übernahme der Belastungsparameter vom Anwender erfolgt, beginnend mit der Festlegung der kleinsten Dateneinheit (Bit, Zeichen), in einer schrittweisen Festlegung größerer Dateneinheiten (Bitfolge, Zeichenfolge, Daten-Rahmen, Paketfolge, Verbindung, Verbindungsfolge), bis das gesamte Belastungsprofil in einer komplexen Datenstruktur detailliert beschrieben ist. Aus diesen Daten (Lastparametern) wird durch die Lastgenerierungsfunktionen die eigentliche Belastung in Form von schnittstellenabhängigen Dateneinheiten erzeugt. Statistische Vorgaben bezüglich Zeiten und Häufigkeiten werden in diesem Funktionsbereich mit Hilfe von Zufallszahlengeneratoren und Verteilungsfunktionen in Realisierungen umgesetzt. Da für die Belastung die Länge, Anzahl und Struktur der Dateneinheiten und ihre geplanten Sendezeitpunkte, nicht aber ihr Dateninhalt relevant ist, wird die Belastung intern in komprimierter Form dargestellt. Die Einspeisungseinrichtungen führen diese komprimiert erzeugte Belastung über die ausgewählte Last-Schnittstelle in expandierter Form dem Zielsystem zu. Die Sendezeitpunkte der Dateneinheiten werden festgehalten und zusammen mit der Art des Sendeereignisses (Beispiel: Paketanfang, Paketende) abgespeichert. Unterstützende Funktionen führen vor der Messung (Belastung) die Synchronisation der Zeitbasis in Zusammenarbeit mit der Meßstation durch und transferieren die Referenzdaten nach Abschluß einer Messung zur Meßstation.

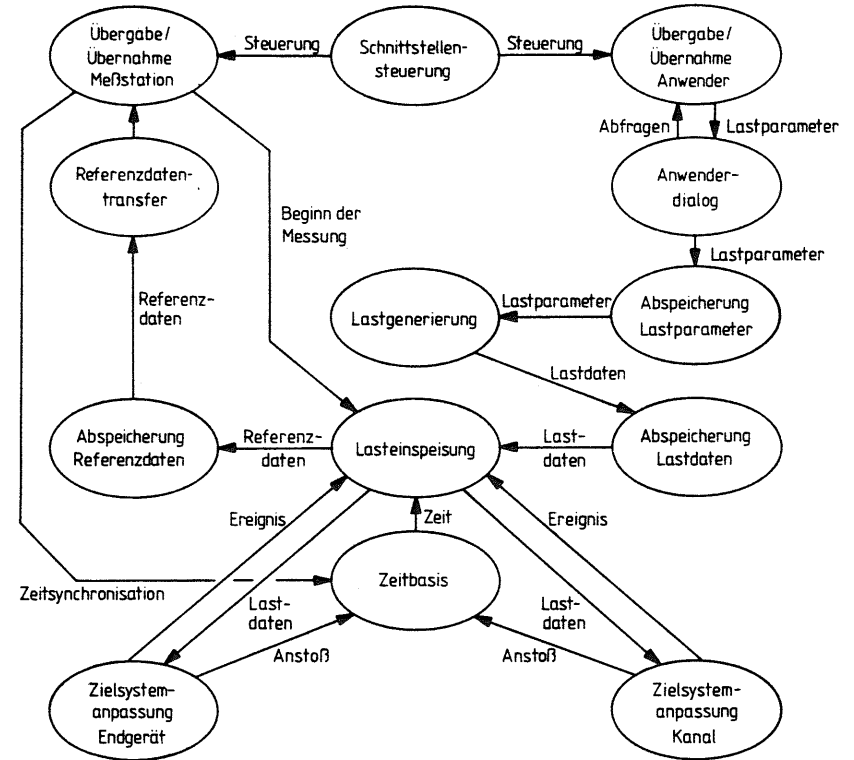


Bild 6.2: Prozeß-Struktur des Lastgenerators

6.2.1 Prozeß-Struktur des Lastgenerators

Die funktionelle Gliederung des Lastgenerators findet ihr Abbild in einer entsprechenden Prozeß-Struktur (siehe Bild 6.2).

Die Übernahme-/Übergabeprozesse bedienen die Schnittstelle zur Meßstation und zum Anwender. Der Ablauf dieser Prozesse wird von der Schnittstellensteuerung koordiniert. Der Anwenderdialogprozeß

fragt vom Anwender mittels einer hierarchischen Menütechnik die Vorgaben (Lastparameter) ab. Diese Parameter werden vom Abspeicherungsprozeß übernommen und zwischengespeichert. Der Lastgenerierungsprozeß erstellt aus den Parametern die Lastdaten (Dateneinheiten), die in einem einheitlichen Format abgelegt werden. Der Lasteinspeisungsprozeß übernimmt die Lastdaten und sendet sie über die Zielsystemanpassungsprozesse in das Zielsystem. Die Anpassungsprozesse passen die Dateneinheiten den Bedingungen der Zielsystem-Schnittstelle an, melden das Absenden der Datenein-

heiten als Ereignisse an den Lasteinspeisungsprozeß zurück und stoßen die Zeitbasis an, um die Sendezeitpunkte festzuhalten. Die rückgemeldeten Ereignisse und die Sendezeitpunkte werden als Referenzdaten abgespeichert. Der Datentransferprozeß übermittelt die Referenzdaten an die Meßstation. Die Synchronisation der Zeitbasis im Lastgenerator durch die Zeitbasis der Meßstation erfolgt in direkter Zusammenarbeit über den Übergabe-/Übernahme-prozeß der Schnittstelle zur Meßstation. Ebenso wird der Beginn einer Messung (Sendebeginn einer Belastung) direkt dem Lasteinspeisungsprozeß mitgeteilt.

Wird der Lastgenerator nicht zusammen mit der Meßstation betrieben, sondern als unabhängige Lastquelle eingesetzt, so ist der Sendebeginn einer Belastung als einer der Lastparameter vom Anwender festzulegen. Die Koordination und Verwaltung der Prozesse erfolgt durch einen übergeordneten Ablaufsteuerungsprozeß.

### 6.2.2 Hardware-Struktur

Der Lastgenerator ist aufgebaut aus modularen Teileinheiten, die durch ein paralleles Bussystem miteinander verbunden sind (siehe Bild 6.3).

Dem Anwender stehen eine serielle und eine parallele Schnittstelle zum Anschluß eines Terminals und eines Druckers zur Verfügung. Die Verbindung zur Meßstation wird gleichfalls über eine serielle Schnittstelle hergestellt.

Der Datenspeicher ist als dynamischer Schreib-Lese-Speicher aufgebaut und hat eine Größe von 256 kByte. Er kann bis auf 1MByte ausgebaut werden.

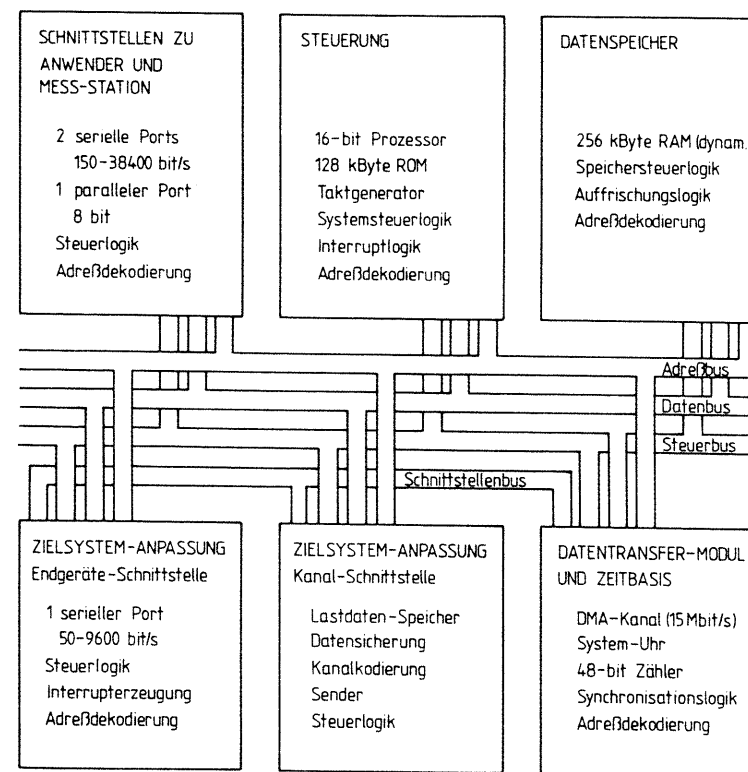


Bild 6.3: Hardware-Struktur des Lastgenerators

Die zentrale Steuerung der Meßstation enthält einen 16-bit Prozessor, dessen Leistungsmerkmale in Tabelle 6.1 zusammengestellt sind. Weiterhin umfaßt diese Einheit den Programmspeicher (128 kByte Festwertspeicher) und Systemsteuer- und Interruptlogik.

Als eine der möglichen Anpassungen an die Endgeräte-Schnittstellen des Zielsystems ist eine serielle Schnittstelle (siehe Abschnitt 4.3.2) mit programmierbarer Sendedatenrate realisiert.

Sie enthält eine zusätzliche Interrupt- und Steuerlogik, um mit Hilfe der Zeitbasis die Sendezeitpunkte der Zeichen festzuhalten.

18	32-bit Register (Stack, Daten, Adressen, Programm-Zähler)
1	16-bit Statusregister (Interrupt, Condition Code)
14	Adressierungsarten
56	Instruktionstypen (ca. 1000 Instruktionen)
5	Datentypen (Bit, Byte, BCD-kodierte Daten, Wort, Langwort)
16	MByte Adreßbereich
7	Interrupt-Ebenen

Tabelle 6.1: Leistungsmerkmale des Prozessors MC 68000

Die Anpassung an die Kanal-Schnittstelle des Zielsystems enthält zur Zwischenspeicherung der Lastdaten einen schnellen Speicher und als eigentliche Anpassung an das Zielsystem aus der Kanal-zugriffseinheit die Module "Leitungskodierung" (CRC-Generator), "Kanalkodierung" und "Sender" (siehe Abschnitt 4.2.2) sowie ein speicherprogrammiertes Steuerwerk zur Steuerung der Einspeisung der Daten und zum Festhalten des Sendezeitpunktes in Zusammenarbeit mit der Zeitbasis.

Das Datentransfer-Modul besteht aus einem Zwischenspeicher für die Ereignismeldungen und einer schnellen Datentransferlogik (DMA direct memory access). Zur Kommunikation mit den Anpassungsmodulen verfügt das Datentransfer-Modul über einen zusätzlichen Schnittstellenbus.

Die Zeitbasis umfaßt die System-Uhr und einen zusätzlichen Zähler, um für die Zielsystem-Schnittstellen eine genügend breite Zeitdarstellung zu erhalten. Der Grundtakt für die Zeitbasis erlaubt bei einer Übertragungsgeschwindigkeit von 10 Mbit/s eine Zeitauflösung, die kleiner als eine Bitübertragungszeit ist.

### 6.2.3 Software-Struktur

Die Software des Lastgenerators ist hierarchisch in vier Ebenen gegliedert (siehe Bild 6.4).

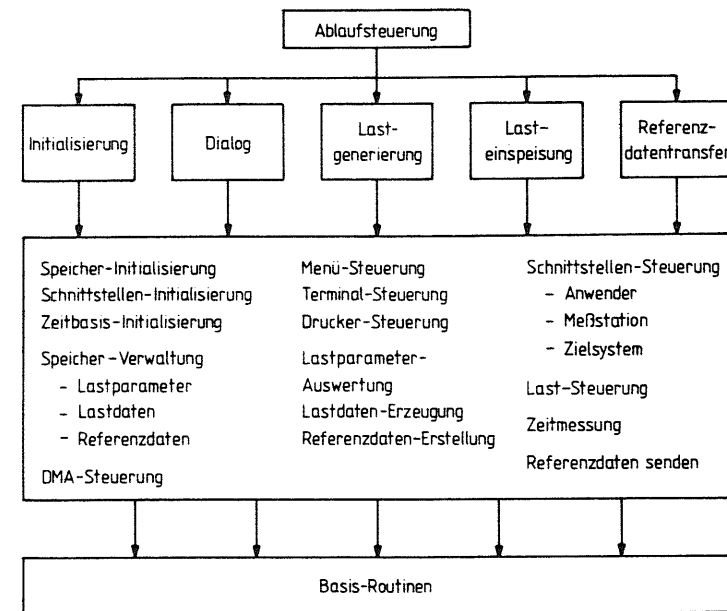


Bild 6.4: Software-Struktur des Lastgenerators

Die oberste Ebene bildet die Ablaufsteuerung, die die Betriebsabläufe des Lastgenerators verwaltet und koordiniert. Die zweite Ebene ist in fünf Bereiche aufgeteilt: Initialisierung, Dialog mit dem Anwender, Lastgenerierung, Lasteinspeisung und Transfer der Referenzdaten zur Meßstation. Die Programme dieser Ebene wiederum sind nach Funktionen in Module gegliedert, die die darunterliegende Ebene bilden. So enthält zum Beispiel der Bereich "Referenzdatentransfer" Module für die Speicherverwaltung, für

die Schnittstellensteuerung und für das Senden der Referenzdaten. Die unterste Ebene der Software-Struktur bilden Basis-Routinen, wie zum Beispiel "Zeichen lesen/schreiben".

### 6.3 Meßstation

Die Funktionen der Meßstation sind in drei Bereiche gegliedert:

- Übernahme der Meßparameter vom Anwender,
- Erfassung von Ereignissen im Zielsystem,
- statistische Auswertung der Messung.

Die vom Zielsystem unabhängige Übernahme der Meßparameter vom Anwender umfaßt die Auswahl der Zielsystem-Schnittstelle und ihre Einstellung, die Auswahl der zu messenden Ereignisse und die Wahl der Betriebsart (Messung, Monitor). Die Meßdatenerfassung ist aufgeteilt in einen zielsystemabhängigen Bereich, in dem die eigentliche Messung durchgeführt wird, und in einen Bereich, der die gewonnenen Meßwerte in einer zielsystemunabhängigen internen Form darstellt und abspeichert. Die Auswertung einer Messung umfaßt, abhängig von den Meßparametern, die Berechnung von Mittelwerten und Vertrauensintervallen. Weitere Funktionen bearbeiten die Synchronisierung der Zeitbasis und den Referenzdatentransfer zwischen Lastgenerator und Meßstation.

#### 6.3.1 Prozeß-Struktur der Meßstation

Die Gliederung der Funktionen der Meßstation resultiert in einer Prozeß-Struktur, die in großen Teilen der Prozeß-Struktur des Lastgenerators entspricht (siehe Bild 6.5).

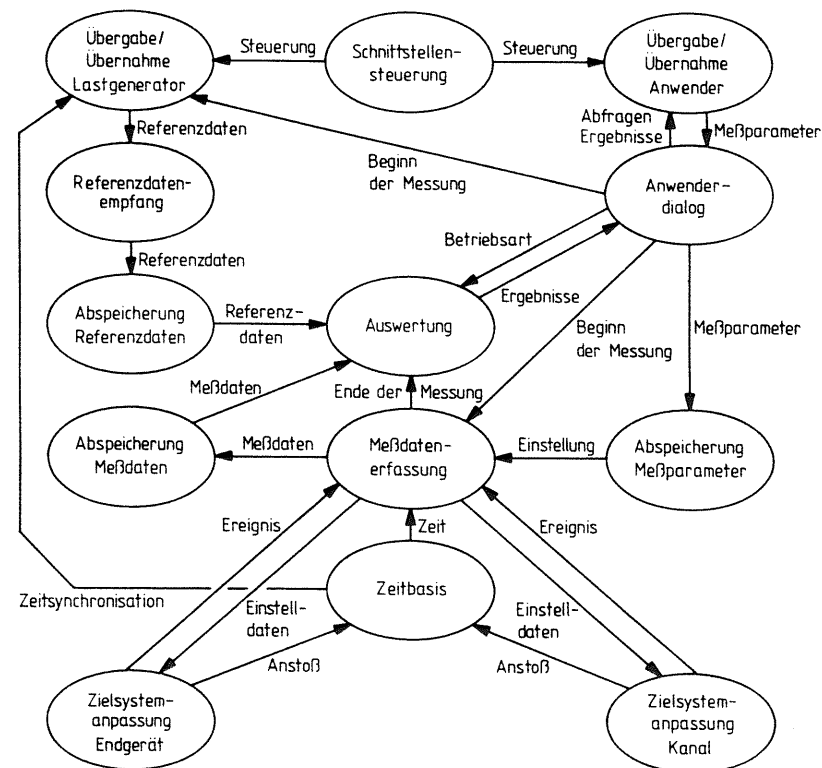


Bild 6.5: Prozeß-Struktur der Meßstation

Die Verwaltung der Schnittstellen zum Anwender und zum Lastgenerator übernehmen die entsprechenden Übergabe-/Übernahmeprozesse, die wiederum von der Schnittstellensteuerung überwacht werden. Der Anwenderdialogprozeß fragt die Parameter der Messung ab und übergibt sie dem Abspeicherungsprozeß, der sie in einem internen Format ablegt. Der Beginn einer Messung wird zum einen dem Lastgenerator mitgeteilt und zum anderen wird dadurch der Meßdatenerfassungsprozeß angestoßen. Der Auswertungsprozeß wird über die

Betriebsart der Meßstation informiert. Der Meßdatenerfassungsprozeß leitet aus den abgespeicherten Meßparametern die Auswahl und Einstelldaten der Schnittstelle zum Zielsystem ab und übergibt die Daten dem zuständigen Anpassungsprozeß. Während einer Messung liefern die Anpassungsprozesse die zu messenden Ereignisse an den Meßdatenerfassungsprozeß und stoßen die Zeitbasis an, um die Auftretenszeitpunkte festhalten zu lassen, die ebenfalls an den Meßdatenerfassungsprozeß weitergeleitet werden. Die Meßdaten werden abgespeichert und vom Auswertungsprozeß übernommen. Sofern die Messung es erfordert, werden die notwendigen Referenzdaten durch den Referenzdatentransferprozeß vom Lastgenerator übernommen, zwischengespeichert und dem Auswertungsprozeß zugeleitet. Die Ergebnisse der Auswertung werden über den Anwenderdialogprozeß dem Anwender bereitgestellt. Die Synchronisation der Zeitbasis mit der Zeitbasis des Lastgenerators wird auf direktem Wege über den Übergabe-/Übernahmeprozess der Lastgenerator-Schnittstelle durchgeführt. Die Prozesse werden durch einen übergeordneten Ablaufsteuerungsprozeß koordiniert.

6.3.2 Hardware-Struktur

Die Hardware-Struktur der Meßstation ist weitgehend identisch mit der Struktur des Lastgenerators (siehe Bild 6.6). So entsprechen die Schnittstelle zum Anwender und zum Lastgenerator, die Steuerung und der Datenspeicher, sowie das Datentransfermodul mit der Zeitbasis den Teileinheiten des Lastgenerators.

Die Anpassung an die Endgeräte-Schnittstelle des Zielsystems ist als serielle Schnittstelle (siehe Abschnitt 4.3.2) mit programmierbarer Empfangsdatenrate ausgelegt und enthält eine zusätzliche Interrupt- und Steuerlogik, um in Zusammenarbeit mit der Zeitbasis die Empfangszeitpunkte der Zeichen festzuhalten.

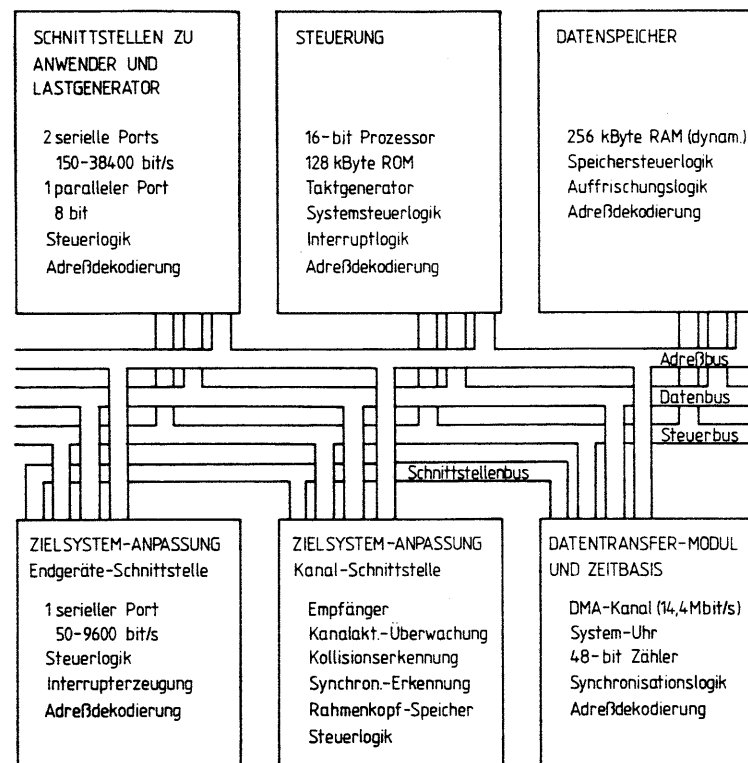


Bild 6.6: Hardware-Struktur der Meßstation

Die Anpassung an die Zielsystem-Kanal-Schnittstelle enthält die Module "Empfänger", "Kanalaktivitätsüberwachung", "Kollisionserkennung", sowie "Synchronisationserkennung" (siehe Abschnitt 4.2.2) und eine umfangreiche Steuerlogik für die Auswahl der zu messenden Ereignisse und zum Ermitteln des Empfangszeitpunkts von Daten-Rahmen in Zusammenarbeit mit der Zeitbasis. Für den

Betrieb der Meßstation als System-Monitor ist ein Speicher vorgesehen, in dem die Köpfe der einlaufenden Daten-Rahmen zur weiteren Auswertung zwischengespeichert werden.

### 6.3.3 Software-Struktur

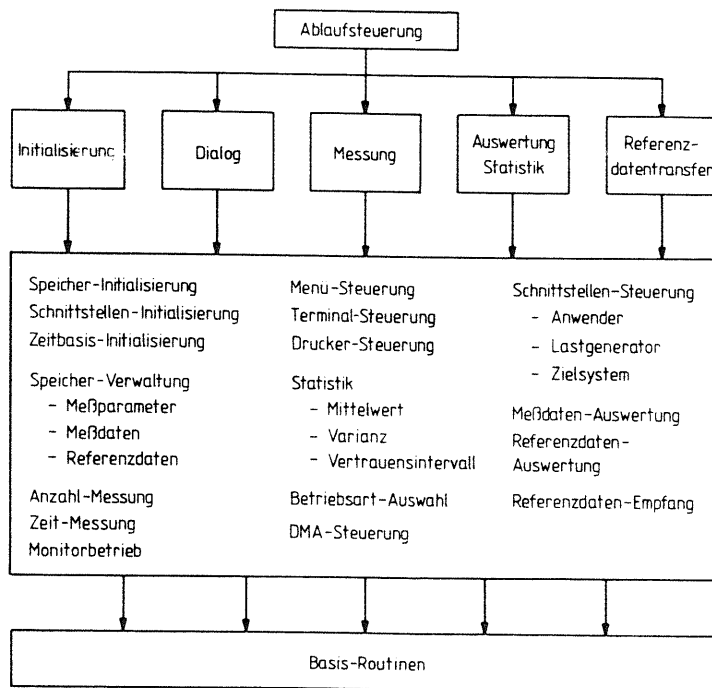


Bild 6.7: Software-Struktur der Meßstation

Die Software der Meßstation gliedert sich in vier Ebenen (siehe Bild 6.7). Die oberste Ebene enthält die Ablaufsteuerung, die die gesamte Meßstation verwaltet und die Betriebsabläufe koordiniert. Die zweite Ebene ist in fünf Bereiche aufgeteilt, welche

die Initialisierung der Meßstation, den Dialog mit dem Anwender, die Durchführung der Messungen, die Auswertung der Messungen und den Transfer der Referenzdaten vom Lastgenerator umfassen. Die Programme dieser Ebene wiederum sind nach Funktionen in Module gegliedert, die die darunterliegende Ebene bilden. Diese Module greifen auf Basis-Routinen zu.

### 6.4 Beispiel einer Messung

Mit den realisierten Meßwerkzeugen wurden Messungen im Lokalen Netz durchgeführt. Stellvertretend sollen hier als ein Beispiel die Messungen der Kollisionswahrscheinlichkeit von Daten-Rahmen im Übertragungskanal dargestellt werden. Aus den ermittelten Meßwerten wurden die Meßkurven abschnittsweise nach dem Verfahren der kubischen Spline-Interpolation /79/ errechnet.

Einer der charakteristischen Parameter des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP ist der Verlauf der Kollisionswahrscheinlichkeit  $p_{Koll}$  über der Kanalbelastung  $g_K$  (siehe Abschnitt 5.2.2.1). Bild 6.8 stellt die gemessene Kollisionswahrscheinlichkeit für ein Netz mit 15 Stationen dar, in welchem zwei Stationen aktiv sind. Über die serielle Benutzer-Schnittstelle dieser Stationen ist eine Belastung eingespeist worden, die zu Daten-Rahmen mit einer konstanten Länge von 1672 Bit (Datenlänge: 200 Byte) führt. Die Quittungslänge beträgt 40 bit; die Länge der Reaktionszeit des Empfängers, einschließlich der Laufzeiten, entspricht bei der Übertragungsgeschwindigkeit von 1Mbit/s der Übertragungszeit von 8 bit. Die Länge einer Zeitscheibe  $T_0$  beträgt 1,25  $\mu$ s. Aus diesen Werten berechnet sich die Kanalbelastung  $g_K$  zu:

$$g_K = N_R \cdot (T_T + T_{reak} + T_{quitt})$$

mit:

- $N_R$  : mittlere Anzahl Daten-Rahmen pro Sekunde
- $T_T$  : mittlere Übertragungszeit eines Daten-Rahmens
- $T_{reak}$  : Reaktionszeit des Empfängers
- $T_{quitt}$  : Übertragungszeit einer Quittung

Im niedrigen bis mittleren Bereich der Kanalbelastung stimmt der Verlauf der gemessenen Kurve gut mit dem Verlauf der simulativ ermittelten Werte nach Abschnitt 5.2.2.1 überein, wobei zu berücksichtigen ist, daß die Absolutwerte der Kollisionswahrscheinlichkeit, bedingt dadurch, daß nur zwei Stationen senden, kleiner sind als die simulativ ermittelten Werte.

Bei höherer Kanalbelastung macht sich zusätzlich die Unsymmetrie in der Einspeisung der Belastung bemerkbar. Die Kollisionswahrscheinlichkeit in diesem Belastungsbereich wird durch zwei gegenläufige Effekte bestimmt: Einerseits befindet sich das Zugriffsprotokoll häufiger in der Reservierungsphase, und die Kollisionswahrscheinlichkeit sinkt deshalb mit steigender Kanalbelastung. Da nur zwei Stationen senden steigt andererseits, die Wahrscheinlichkeit, daß bereitgestellte Daten-Rahmen nicht mehr im Verlauf einer Reservierungsphase gesendet werden und somit die maximale Verzögerungszeit abzuwarten haben. Die Wahrscheinlichkeit, daß in der anschließenden Wettbewerbsphase eine Kollision auftritt, steigt deshalb bei unsymmetrischer Belastung an.

Wird in einer der beiden sendenden Stationen die Rate der Daten-Rahmen festgehalten, so ergibt sich für die Kollisionswahrscheinlichkeit  $p_{Koll}$  der in Bild 6.9 dargestellte Verlauf.

Eine der beiden sendenden Stationen hat eine feste Rate von 126 Daten-Rahmen/s beziehungsweise 40 Daten-Rahmen/s. Die Kollisionswahrscheinlichkeit steigt mit steigender Belastung relativ steil

an und verbleibt dann, bedingt durch die gleichbleibende Rate der Daten-Rahmen der einen sendenden Station, über einen weiten Bereich der Kanalbelastung auf einem relativ konstanten Wert.

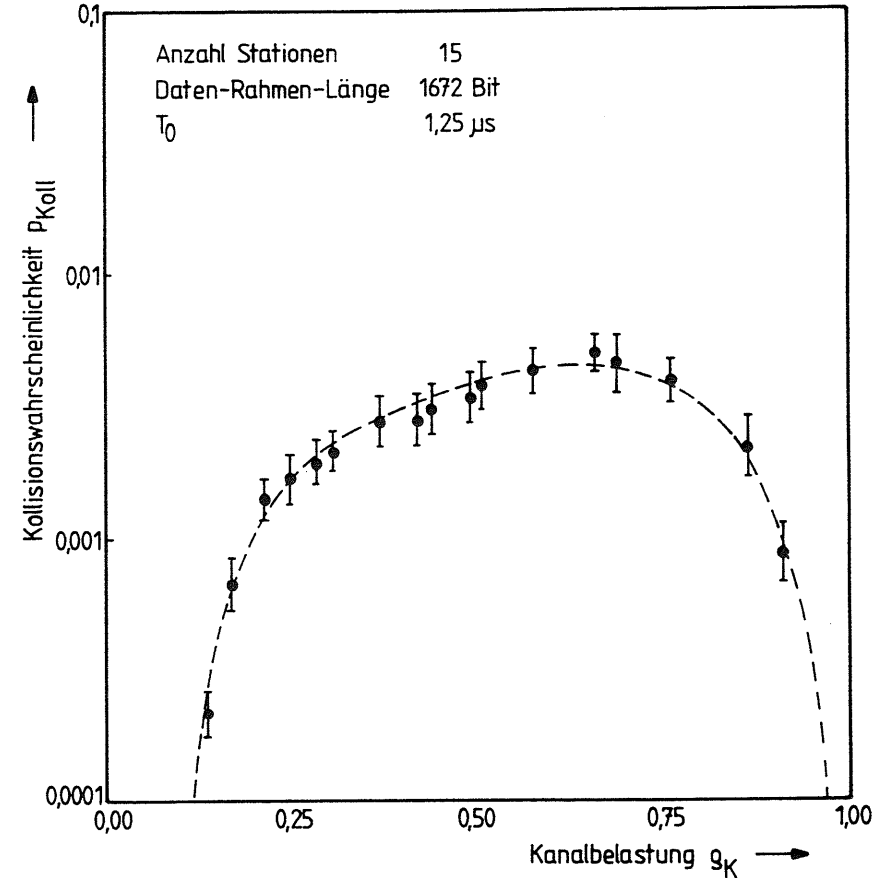


Bild 6.8: Messung der Kollisionswahrscheinlichkeit  
sendende Stationen: gleiche Rate von Daten-Rahmen



Dadurch, daß die Rate einer Station festgehalten wird, ist maximal nur eine Kanalbelastung  $g_K = 0.80$  zu erreichen; somit ist der zu erwartende Abfall der Kollisionswahrscheinlichkeit bei hoher Belastung nicht feststellbar.

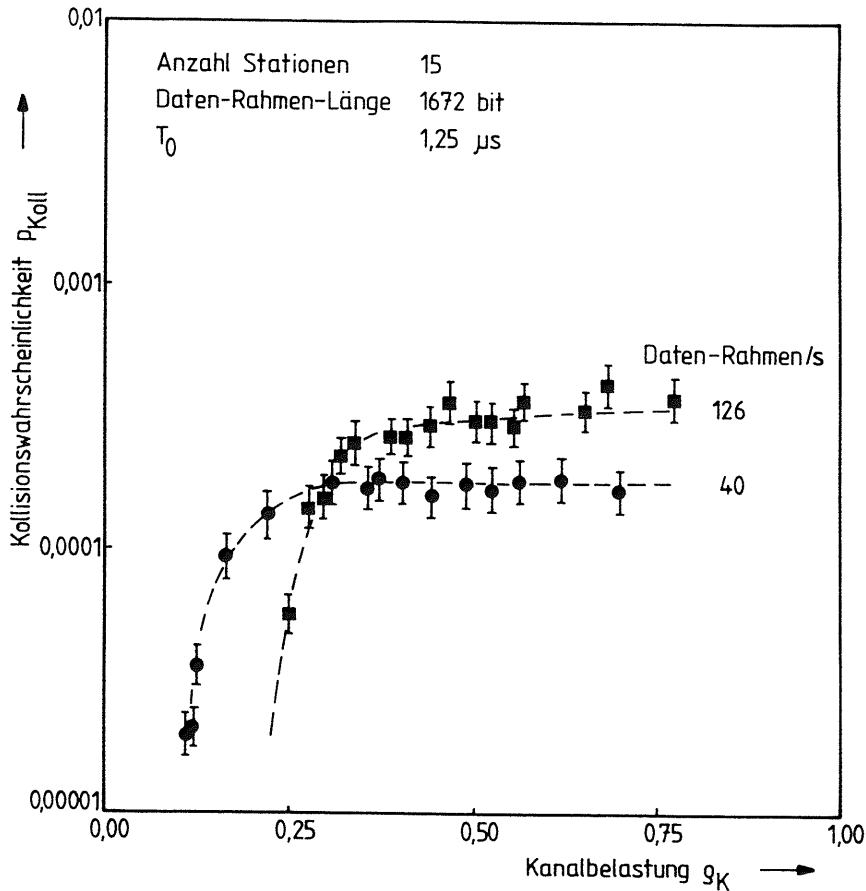


Bild 6.9: Messung der Kollisionswahrscheinlichkeit feste Rate von Daten-Rahmen in einer Station

### 6.5 Zusammenfassung

In diesem Kapitel ist ein Konzept zur Messung von Verkehrsgrößen im Lokalen Netz dargestellt worden. Die Problematik von Messungen in verteilten Systemen hinsichtlich der Zeitsynchronisierung und der Erzeugung einer definierten Belastung wurde diskutiert, und die Realisierung des Meßkonzeptes in Form des Lastgenerators und der Meßstation wurde anhand der Prozeß-Strukturen und der Aufteilung der Funktionen in Hardware und Software ausgeführt.

Anhand des Beispiels der Kollisionswahrscheinlichkeit für Daten-Rahmen im Übertragungskanal haben die durchgeführten Messungen den prinzipiellen Verlauf der analytisch/simulativ ermittelten Werte bestätigt.

Das Meßkonzept erlaubt die Messung der vorgestellten Leistungsdaten in gleicher Weise auch bei anderen Lokalen Netzen, wenn eine entsprechende Zielsystem-Anpassung durchgeführt wird. Insbesondere können Meßwerte, die kleiner als  $10^{-4}$  sind, ermittelt werden, welche mit Hilfe der programmgesteuerten Simulation auf Universalrechnern aus Zeitgründen nur noch ausnahmsweise festgestellt werden können.

## 7. Zusammenfassung

Der zunehmende Einsatz von spezialisierten Rechnern sowohl im Büro- als auch im Fertigungsbereich und die damit einhergehende zunehmend dezentrale Organisation und Abwicklung von Projekten führt zu einer wachsenden innerbetrieblichen Datenkommunikation. Basis dieser Datenkommunikation ist ein offenes Kommunikationssystem in Form eines Lokalen Netzes, das flexibel anwendbar ist, eine hohe Leistungsfähigkeit aufweist und unterschiedliche Anforderungen bezüglich der Transferzeiten und des Durchsatzes befriedigen kann.

Das in dieser Arbeit dargestellte Lokale Netz erfüllt sowohl durch seine zweistufige Netzwerk-Struktur, die sich am ISO-Basisreferenzmodell orientiert, als auch durch die Möglichkeiten des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP die Anwender-Anforderungen an ein offenes Kommunikationssystem.

Das Zugriffsprotokoll CSMA-CD-DP vereinigt die Vorteile der Wettbewerbs- und Reservierungsprotokolle und unterstützt die Zuverlässigkeit und Betriebssicherheit eines Lokalen Netzes. Das Protokoll quittiert einzelne Daten-Rahmen, schützt gegen temporäre Überlast, berücksichtigt unsymmetrisches Verkehrsaufkommen, erlaubt den Einsatz von stationsbezogenen Prioritäten, begrenzt die Transferzeiten der Daten-Rahmen und erbringt eine höchstmögliche Nutzung der zur Verfügung stehenden Kanalkapazität. Weiterhin umfaßt das Protokoll Prozeduren, welche Ablauffehler auffangen, die Erweiterung des Lokalen Netzes unterstützen und durch Ermitteln der aktiven Stationen die Leistungsfähigkeit steigern.

Durch die Zweiteilung der Anschluß-Stationen in Kanalzugriffs- und Netzzugangseinheit werden leistungsfähige Netzzugangspunkte geschaffen, an die mehrere Anwender clusterförmig angeschlossen

werden können. Die Trennung des Sende- und des Empfangspfades und der Einsatz des Wechselspeicherprinzips in den Kanalzugriffseinheiten erlauben innerhalb der Anschluß-Stationen eine weitestgehend parallele Bearbeitung ankommender und abgehender Daten-Rahmen. Die modulare Struktur der Netzzugangseinheiten ermöglicht die Bereitstellung unterschiedlicher Anwender-Schnittstellen und die Realisierung höherer Protokollfunktionen, wie Datenfluß-Steuerung oder Paketfolgesicherung. Dadurch wird dem Benutzer ein integriertes Datentransportsystem zur Verfügung gestellt, dessen Funktionen wirtschaftlich genutzt werden.

Die zweistufige Struktur der Anschluß-Stationen bietet sich auch zur Bildung von Koppereinheiten (Relais-Stationen) zur Verknüpfung mehrerer Lokaler Netze an. Die hierzu notwendigen Funktionen sind anhand der Realisierung einer Koppereinheit untersucht und dargestellt worden.

Neben der Systementwicklung sind Leistungsuntersuchungen des Zugriffsprotokolls CSMA-CD-DP und der Komponenten der Anschluß-Stationen durchgeführt worden. Diese sowohl analytischen, als auch simulativen Untersuchungen zeigen die Leistungsfähigkeit des Zugriffsprotokolls anhand der verschiedenen Parameter auf und bieten eine Optimierung der Anschluß-Stationen hinsichtlich der internen Strukturierung und Ablaufgestaltung.

Die Realisierung des Lokalen Netzes in Form eines Labormodells erlaubt eine detaillierte Abschätzung des Implementierungsaufwandes und ermöglicht einen Vergleich verschiedener Realisierungen sowohl im Hinblick auf die interne Organisation der Anschluß-Stationen, als auch im Hinblick auf die Protokollfunktionen aus den verschiedenen Schichten des ISO-Basis-Referenzmodells.

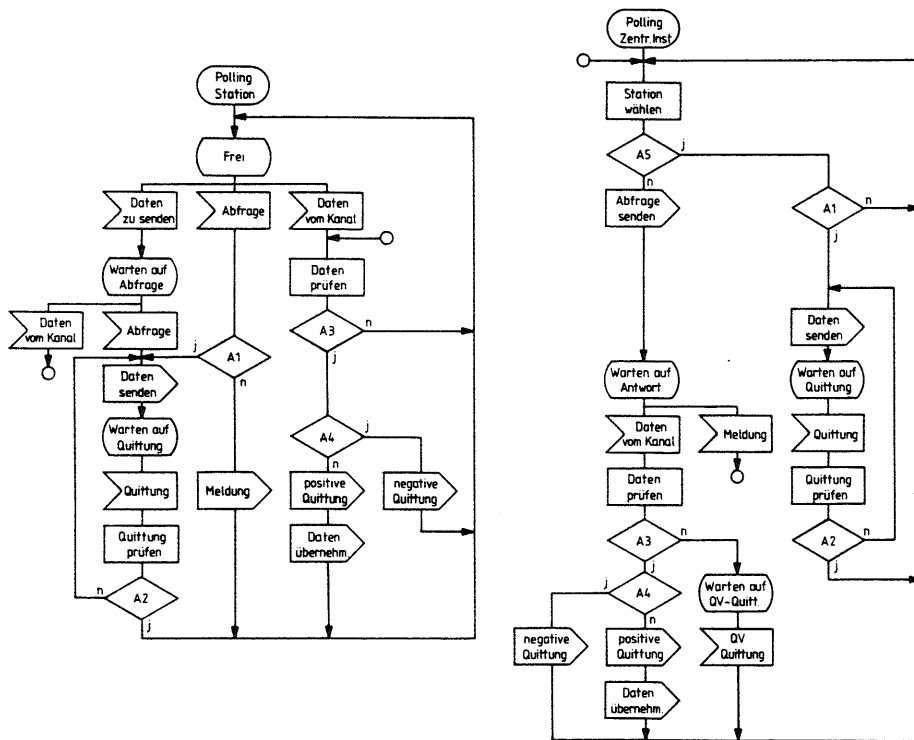
Zur Verifizierung der Leistungsuntersuchungen wurden am Labormodell Messungen einzelner charakteristischer Parameter durchgeführt. Hierzu wurde ein Meßkonzept für verteilte Systeme entwickelt und in Form einer Meßstation und eines Lastgenerators realisiert. Am Beispiel der Kollisionswahrscheinlichkeit für Daten-Rahmen wurde gezeigt, daß der analytisch und simulativ ermittelten Kurvenverlauf prinzipiell mit den gemessenen Kurven übereinstimmt.

#### Anhang 1: Zugriffsverfahren

Die in diesem Anhang beschriebenen Verfahren geben einen Überblick über Zugriffsprotokolle, die in Lokalen Netzen eingesetzt werden.

##### Al.1 Polling

Dieses Verfahren ist eines der ältesten Verfahren der Datenkommunikation und wurde ursprünglich zur Abfrage von Terminals durch einen zentralen Rechner entwickelt. Jede Station wird von einer zentralen Instanz abgefragt (siehe Bild Al.1). Im Falle eines Sendewunsches erfolgt die Übertragung der Dateneinheit, die durch den Empfänger quittiert wird. Liegt kein Sendewunsch vor, so antwortet die angesprochene Station mit einer Meldung. Nach Abschluß einer Übertragung beziehungsweise Eingang der Meldung wird die nächste Station abgefragt. Ist die zentrale Instanz selbst sendeberechtigt, so verhält sie sich wie eine Station nach Erhalt einer Abfrage. Bei Übertragungsfehlern (negative Quittung) wird eine Datenübertragung sofort wiederholt. Die Reihenfolge der Abfragen ist durch eine feste oder veränderliche Polling-Sequenz festgelegt. Eine Station kann innerhalb der Sequenz auch mehrfach angesprochen werden, um ihr eine gewisse Priorität einzuräumen. Der Datentransfer kann sowohl an die zentrale Instanz gerichtet sein, als auch zwischen den Stationen stattfinden (Querverkehr). Das Polling-Verfahren ist in Bus- und Stern-Strukturen einsetzbar, und wird insbesondere im Bereich der Prozeßautomatisierung oft angewandt /28/.



Station

Zentrale Instanz

Bild A1.1: Polling (Ablaufschema)

- QV: Querverkehr
- A1: Daten zum Senden bereitgestellt ?
- A2: Quittung positiv ?
- A3: Empfänger der Daten ?
- A4: Übertragungsfehler aufgetreten ?
- A5: Zentrale Instanz sendeberechtigt ?

### A1.2 ALOHA

Das ALOHA-Verfahren ist das erste Wettbewerbsprotokoll, das entwickelt und angewandt worden ist /30/. Den beteiligten Stationen ist zu jeder Zeit erlaubt, ihre anstehenden Dateneinheiten zu senden (siehe Bild A1.2). Belegen zwei oder mehr Stationen den Übertragungskanal, so entsteht eine Kollision der Dateneinheiten. Jeder Sender überwacht zeitgesteuert (time out) die Bestätigung durch den Empfänger. Trifft diese nicht ein, so nimmt der Sender eine Kollision an und wiederholt die Übertragung nach einer zufällig gewählten Verzögerungszeit.

### A1.3 CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

Bei diesem Verfahren überwacht jede Station den Übertragungskanal /20, 31/. Ist eine Station sendebereit und findet den Kanal frei vor, so erfolgt die sofortige Übertragung der Daten; ist der Kanal dagegen belegt, so stellt die Station ihre Übertragung zurück. Während dieser Verzögerungszeit beobachtet die Station den Kanal und nimmt an sie adressierte Dateneinheiten auf.

Im Falle des non-persistent CSMA-Verfahrens (siehe Bild A1.3) beobachtet die Station nach einer zufällig gewählten Zeit den Zustand des Kanals wieder, und verfährt dann wie oben beschrieben. Im Falle des 1-persistent CSMA-Verfahrens wartet die betreffende Station die laufende Übertragung ab, und belegt dann den Kanal mit der Wahrscheinlichkeit  $p = 1.0$  (siehe Bild A1.4). Damit wird zwar erreicht, daß der Kanal nie frei wird, solange Dateneinheiten zu senden sind, aber wenn mehr als eine Station das Ende einer Übertragung abwarten, entsteht mit Sicherheit eine Kollision.

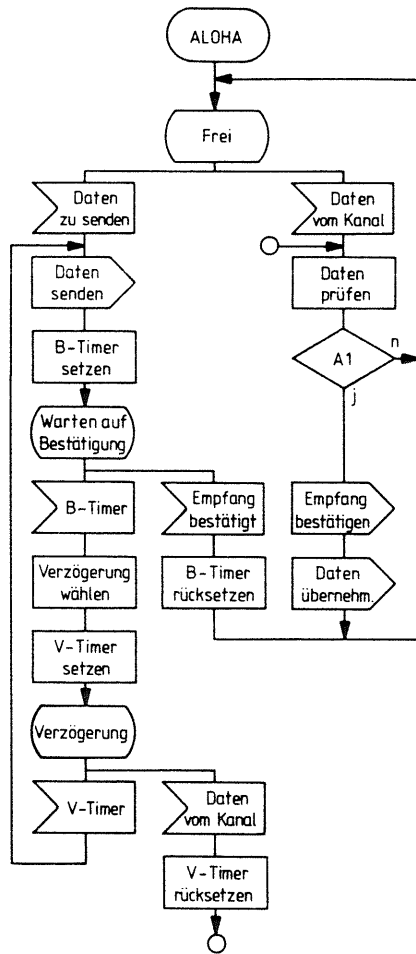


Bild A1.2: ALOHA-Verfahren (Ablaufschema)

B-Timer: Timer für Erhalt der Empfangsbestätigung  
 V-Timer: Timer für Verzögerungszeit  
 A1: Empfänger der Daten ?

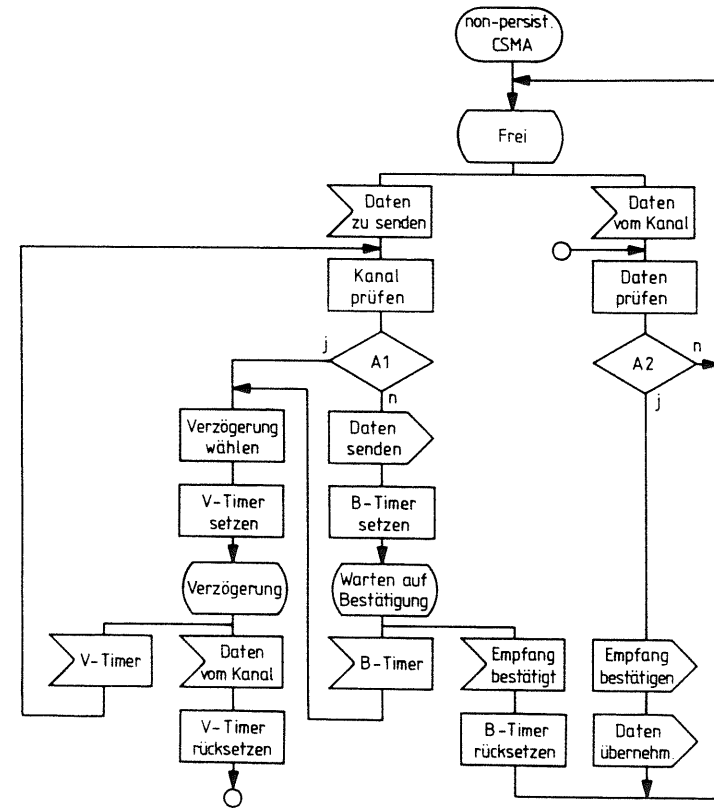


Bild A1.3: non-persistent CSMA-Verfahren (Ablaufschema)

B-Timer: Timer für Erhalt der Empfangsbestätigung  
 V-Timer: Timer für Verzögerungszeit  
 A1: Kanal belegt ?  
 A2: Empfänger der Daten ?

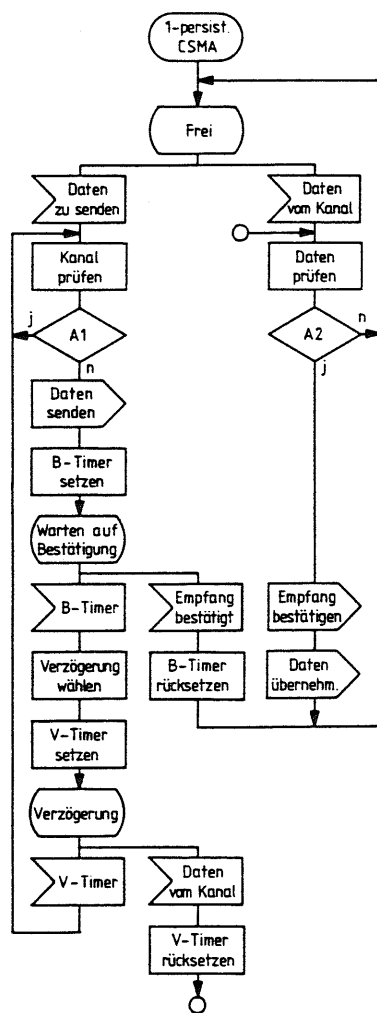


Bild A1.4: 1-persistent CSMA-Verfahren (Ablaufschema)

- B-Timer: Timer für Erhalt der Empfangsbestätigung
- V-Timer: Timer für Verzögerungszeit
- A1: Kanal belegt ?
- A2: Empfänger der Daten ?

Diesem Nachteil wird beim p-persistent CSMA-Verfahren (siehe Bild A1.5) dadurch begegnet, daß die Zeit in kleine Abschnitte (time slots) eingeteilt wird und nur zu Beginn dieser Abschnitte gesendet werden darf. Die Länge dieser Abschnitte ist abhängig von der maximalen Laufzeit im Netz.

Findet eine sendebereite Station den Kanal frei vor, so sendet sie mit der Wahrscheinlichkeit  $p < 1.0$ , mit der komplementären Wahrscheinlichkeit stellt sie ihre Übertragung um einen Zeitabschnitt zurück. Nach Ablauf des Zeitabschnittes beobachtet die Station wieder den Zustand des Kanals. Findet sie den Kanal frei vor, wiederholt sie das Verfahren. Hat eine andere Station den Kanal zwischenzeitlich belegt, verzögert die betrachtete Station ihre Übertragung um eine zufällig gewählte Zeit und beginnt erneut den Kanal zu beobachten. Ist eine Station sendebereit und der Kanal ist belegt, so wartet die Station das Freiwerden des Kanals ab und verfährt wie oben beschrieben. Die Wahrscheinlichkeit einer Kollision ist in diesem Verfahren darauf reduziert, daß zwei Stationen im gleichen Zeitabschnitt zu senden beginnen. Andererseits geht aber Kanalkapazität durch die nicht genutzten Zeitabschnitte verloren.

Kollisionen werden in allen drei vorgestellten Verfahren indirekt durch das Ausbleiben einer entsprechenden Bestätigung durch den Empfänger erkannt, und die betreffenden Dateneinheiten werden nach einer zufällig gewählten Verzögerungszeit wiederholt. Die Wahl der Verzögerungszeiten erfolgt nach einer Verteilungsfunktion, die in allen Stationen gleich ist /32, 33/.

Anmerkung: Aus Gründen der Übersichtlichkeit ist in den Ablaufschemata der CSMA-Protokolle nicht berücksichtigt, daß im Zustand "Warten auf Quittung" der Kanal durch die Datenübertragung einer anderen Station belegt werden kann.

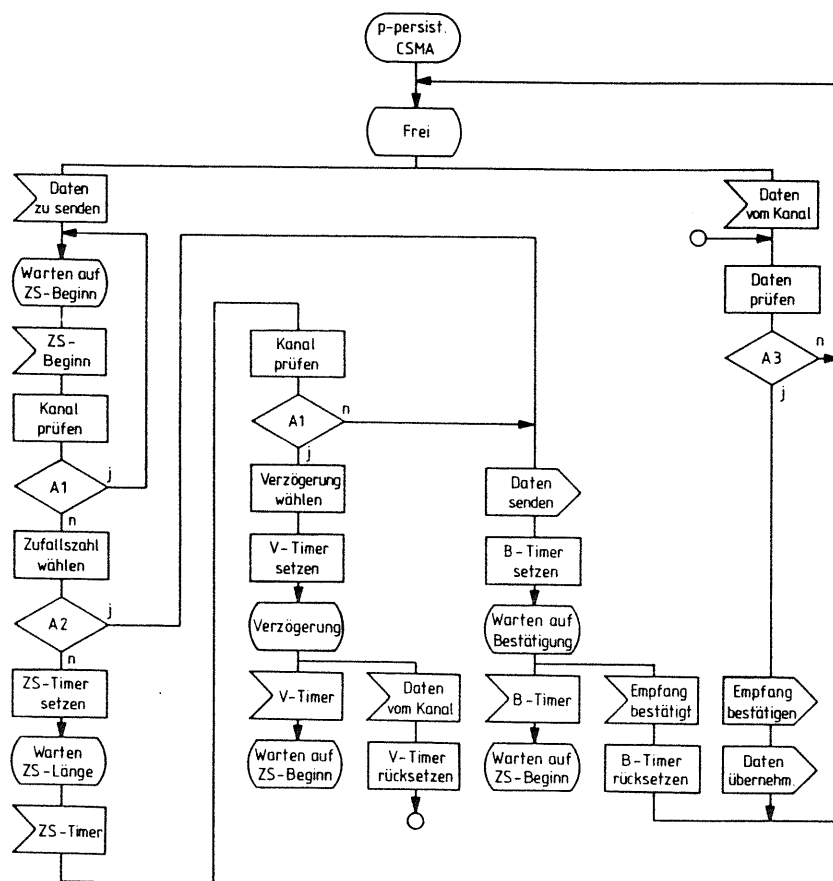


Bild Al.5: p-persistent CSMA-Verfahren (Ablaufschema)

- B-Timer: Timer für Erhalt der Empfangsbestätigung
- V-Timer: Timer für Verzögerungszeit
- ZS: Zeitschlitz (time slot)
- A1: Kanal belegt ?
- A2: Ist gewählte Zufallszahl kleiner als persistent-Wahrscheinlichkeit p ?
- A3: Empfänger der Daten ?

Abschließend sollen noch zwei Verfahren vorgestellt werden, die in Ring-Netzen eine gewisse Bedeutung erlangt haben.

#### Al.4 Slotted Ring

Die Speicherkapazität eines Ringes wird in diesem Verfahren durch Einfügen von Schieberegistern in jeder Station künstlich erhöht, so daß der Ring in mehrere Zeitkanäle (slots) konstanter Länge aufgeteilt werden kann /34, 35/. Jeder dieser Zeitkanäle wird mit einem Indikator versehen, der anzeigt, ob der Zeitkanal belegt oder frei ist. Hat eine Station einen Sendewunsch, so wartet sie einen freien Zeitkanal ab, markiert ihn als belegt und sendet die Daten in diesem Zeitkanal. Der Empfänger nimmt die Daten aus dem Ring und markiert den Zeitkanal als frei. Da die maximale Länge der Dateneinheiten der Länge der Abschnitte entsprechen muß, können nur relativ kleine Dateneinheiten gebildet werden; andererseits können bei diesem Verfahren mehrere Stationen gleichzeitig senden. Die maximale Übertragungskapazität ist damit abhängig von den Verkehrsbeziehungen.

#### Al.5 Register Insertion Ring

Bei diesem Verfahren handelt es sich um eine Weiterentwicklung des Slotted Ring-Verfahrens /36/. Die Arbeitsweise sei anhand des Kanal-Interfaces beschrieben (siehe Bild Al.6). Das Interface besteht aus zwei Speichern, dem Schieberegister und dem Ausgangsregister. Ist das Schieberegister leer, so zeigt der Eingangszeiger auf das rechte Ende des Schieberegisters. Eine auf dem Ring eintreffende Dateneinheit wird von rechts in das Schieberegister eingeschrieben und der Eingangszeiger nach links verschoben. Der Eingangszeiger gibt somit immer die freie Speicherkapazität. Stimmt die Adresse der einlaufenden Dateneinheit

mit der Stationsadresse überein, so wird die Dateneinheit aus dem Schieberegister ausgelesen. Ist die Dateneinheit an eine andere Station gerichtet, so wird sie auf den Ring weitergegeben. Der Eingangszeiger wird nach dem Auslesen wieder nach rechts verschoben. Hat die Station selbst eine Dateneinheit zu senden, so wird diese in das Ausgangsregister eingetragen. Mit Hilfe des Eingangszeigers wird geprüft, ob im Schieberegister entsprechend der Länge der Dateneinheit Platz frei ist. Ist dieses der Fall, so wird der Schalter umgelegt und die Dateneinheit aus dem Ausgangsregister ausgelesen und damit auf den Ring gegeben. Eine Dateneinheit, die eventuell gleichzeitig vom Ring her einläuft, wird im Schieberegister zwischengespeichert und der eigenen Dateneinheit nachgesandt. Solange keine Übertragung aus dem Ausgangsregister stattfindet, haben Dateneinheiten im Schieberegister immer Priorität vor den Dateneinheiten im Ausgangsregister, um zu verhindern, daß eine Station den Kanal monopolisiert. Ist das Schieberegister leer, so kann eine Station sendebereite Dateneinheiten sofort auf den Ring absetzen.

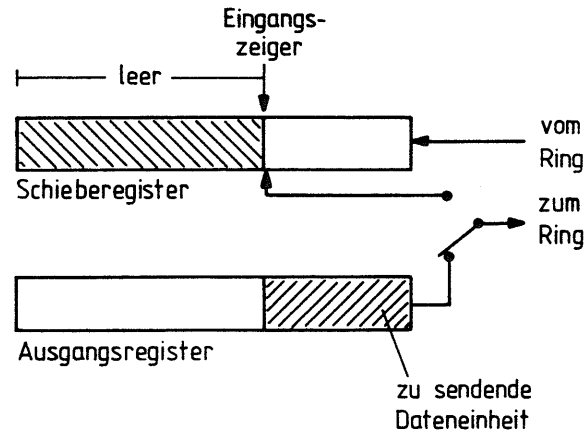


Bild A1.6: Register Insertion Ring

Anhang 2 : Mittlere Wartezeiten des Prozessormodells  
der Netzzugangseinheit

Für das Prozessor-Modell der Netzzugangseinheit nach Abschnitt 5.3.1 sind in diesem Anhang die mittleren Wartezeiten  $E[T_{w,i}]$ ,  $i = 1,2,3,4$ , der Prioritätsanordnungen für  $p_{int} = 0.0$  zusammengestellt.

$$P_1 P_2 P_3 P_4 = 3142:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_3 h_4}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_3 h_4 + (g_1 + g_2) E[T_{w,1}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,4}] = 0.$$

$$P_1 P_2 P_3 P_4 = 4132:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_3 h_4 + (g_3 + g_4) E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_3 h_4}{1 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,4}] = 0.$$



$$P_1P_2P_3P_4 = 2143:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2}{1 - g_1 - g_2}, \quad E[T_{w,2}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3h_4 + (g_1 + g_2)E[T_{w,1}] + g_4E[T_{w,4}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_1 + g_2)h_3}{1 - g_1 - g_2}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 1243:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)(E[T_{w,1}] + h_1)}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,3}] =$$

$$\frac{E[T_R] + g_1(E[T_{w,1}] + h_2) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}]) + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_1 + g_2)h_3}{1 - g_1 - g_2}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 2134:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2}{1 - g_1 - g_2}, \quad E[T_{w,2}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + (g_1 + g_2)E[T_{w,1}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_1 + g_2 + g_3 + g_4)h_3 + (g_3 + g_4)E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 1342:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)(E[T_{w,1}] + h_1) + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,3}] =$$

$$\frac{E[T_R] + g_1(E[T_{w,1}] + h_2) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}]) + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{g_1h_3}{1 - g_1}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 1324:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2 + g_3)(E[T_{w,1}] + h_1) + g_3E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1E[T_{w,1}]}{1 - g_1 - g_3},$$

$$E[T_{w,4}] =$$

$$\frac{(g_2 + g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_3) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}]) + g_1(h_2 + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 4123:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + (g_3 + g_4)E[T_{w,3}] + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2}{1 - g_3}, \quad E[T_{w,2}] = 0,$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_3)}{1 - g_3 - g_4}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 1432:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)h_1 + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$+ \frac{(g_1 + g_2 + g_3 + g_4)E[T_{w,1}] + (g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_1)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1E[T_{w,1}] + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_3 - g_4}.$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{g_1h_3}{1 - g_1},$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 1423:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1E[T_{w,1}]}{1 - g_1 - g_3},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)h_1 + g_4(E[T_{w,4}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$+ \frac{(g_1 + g_2 + g_3 + g_4)E[T_{w,1}] + (g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_1)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_3) + g_1h_3}{1 - g_1 - g_3 - g_4}.$$

$$P_1P_2P_3P_4 = 3124:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2 + g_3E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3}, \quad E[T_{w,2}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1h_2}{1 - g_3},$$

$$E[T_{w,4}] =$$

$$\frac{(g_1 + g_2)E[T_{w,1}] + (g_1 + g_2 + g_3 + g_4)(E[T_{w,3}] + h_3)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4}.$$

Anhang 3 : Mittlere Wartezeiten des Prozessormodells  
der Netzzugangseinheit mit internen Verbindungen

Für das Prozessor-Modell der Netzzugangseinheit nach Abschnitt 5.3.1 sind in diesem Anhang die mittleren Wartezeiten  $E[T_{w,i}]$ ,  $i = 1, 2, 3, 4$ , und  $E[T_{w,2,int}]$  unter Berücksichtigung der internen Verbindungen ( $p_{int} \neq 0.0$ ) zusammengestellt ( $g_{int} = p_{int}\lambda_{ESS}h_2$ ).

$$P_1P_2P_3P_4 = 1234:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1}, \quad E[T_{w,2,int}] = \frac{g_1h_4}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)(E[T_{w,1}] + h_1) + g_{int}h_4}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1(E[T_{w,1}] + h_2) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}])}{1 - g_1 - g_2 - g_3}$$

$$+ \frac{g_{int}(E[T_{w,2}] + h_2)}{1 - g_1 - g_2 - g_3}.$$

$$E[T_{w,4}] =$$

$$\frac{(g_1 + g_2 + g_3 + g_4 + g_{int})h_3 + (g_3 + g_4 + g_{int})E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}}.$$

$$P_1 P_2 P_3 P_4 = 1243:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R]}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,2}] = \frac{(g_1 + g_2)(E[T_{w,1}] + h_1) + g_{int}h_4}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,2,int}] = \frac{g_1 h_4}{1 - g_1},$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1(E[T_{w,1}] + h_2) + g_2(E[T_{w,1}] + E[T_{w,2}])}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}}$$

$$+ \frac{(g_4 + g_{int})(E[T_{w,4}] + h_3) + g_{int}(E[T_{w,2}] + h_4)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_1 + g_2)h_3}{1 - g_1 - g_2}.$$

$$P_1 P_2 P_3 P_4 = 2134:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_{int} h_4}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,2,int}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + (g_1 + g_2)E[T_{w,1}] + g_{int} h_4}{1 - g_1 - g_2 - g_3},$$

$$E[T_{w,4}] =$$

$$\frac{(g_1 + g_2 + g_3 + g_4 + g_{int})h_3 + (g_3 + g_4 + g_{int})E[T_{w,3}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}}.$$

$$P_1 P_2 P_3 P_4 = 2143:$$

$$E[T_{w,1}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_{int} h_4}{1 - g_1 - g_2},$$

$$E[T_{w,2}] = 0, \quad E[T_{w,2,int}] = 0,$$

$$E[T_{w,3}] = \frac{E[T_R] + g_1 h_2 + g_3 h_4 + (g_1 + g_2)E[T_{w,1}]}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}}$$

$$+ \frac{(g_4 + g_{int})E[T_{w,4}] + g_{int}(h_3 + h_4)}{1 - g_1 - g_2 - g_3 - g_4 - g_{int}},$$

$$E[T_{w,4}] = \frac{(g_1 + g_2)h_3}{1 - g_1 - g_2}.$$