

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung

Universität Stuttgart

Prof. Dr.-Ing. A. Lotze

27. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten

Über Architektur, Betriebsweise und
Verkehrsverhalten der Steuerung
einer rechnergesteuerten Vermittlungsstelle

von

Manfred Wizgall

Institute of Switching and Data Technics

University of Stuttgart

Prof. Dr.-Ing. A. Lotze

27th Report on Studies in Congestion Theory

On Architecture, Operating Mode and
Traffic Behaviour of the Control of an SPC
Switching Exchange

by

Manfred Wizgall

1980

© 1980 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung Universität Stuttgart
Druck: W. Schräpler
ISBN 3 - 922403 - 37 - 9

Abstract:

This research report deals with the investigation of the architecture, operating mode, and traffic behaviour of an SPC switching exchange. The investigations restrict themselves to the control system of the exchange.

First of all two kinds of control structures, centralized and decentralized ones, are considered. From this follows a new decentralized control structure using partially autonomous peripheral control units and a central coordinating and supervising control unit. (Chapter 2).

An experimental PCM switching system, having such a control structure, is described in detail. (Chapter 3)

The traffic behaviour of this system, named PCMV, is investigated with respect to various load conditions, including heavy overload, as well as with respect to various operating modes. To overcome the problem of overload, an overload control strategy has been developed, and the efficiency of this strategy has been checked and demonstrated by means of simulation runs.

Furthermore the influence of new operating modes on the traffic performance of the system has been investigated. (Chapter 5).

For these investigations, a model of the subscriber behaviour tailored for the use within a simulation program has been developed. (Chapter 4).

The remaining chapters 6 and 7 deal with the necessary extensions of the switching system software regarding the overload protection, as well as with proposals for the realization of the new operating modes, dealt with in chapter 5.

In the following, a brief review of the various chapters will be given.

CHAPTER 1: Introduction (pp. 18-21)

A short survey on this report is given.

CHAPTER 2: Structure and operating mode of the control or SPC-switching systems (pp 22 - 39)

Switching systems with a highly centralized control are regarded with respect to the central, intermediate and peripheral level. The various duplication methods of the control units within the central and intermediate level, are discussed.

Furthermore a second type of switching system with highly decentralized control structure is considered. The outcome from this comparison is a proposal for a switching system with partially autonomous peripheral control units. The System PCMV realizes this concept. It is presented in chapter 3.

CHAPTER 3: The SPC-switching system PCMV, an example of an exchange with partially autonomous subsystems (pp. 40 - 61)

The system PCMV has been developed as a laboratory model at the Institute of Switching and Data Technics, University of Stuttgart. This system is characterized by partially autonomous subsystems and a central coordinating and supervising control. The system comprises up to 16 concentrators which are remote controlled by means of their individual concentrator control within the exchange. The concentrators are connected to the central PCM-switching array via PCM transmission systems.

These 16 concentrator controls perform autonomous functions during call establishment and clearing.

The control units are connected to the central control by means of a BUS-system, operating in a clocked mode. The central control performs functions such as digit translation, call supervision, charging, etc.

The traffic behaviour of the control units is investigated in chapter 5.

CHAPTER 4: Subscriber behaviour (pp 62 - 73)

In this chapter a model of the subscriber behaviour is developed which is especially tailored for the use within the simulation program described in chapter 5. The model of the subscriber behaviour is characterized by subscriber events and the transition probabilities from one subscriber event to another one, as well as by mean times and the distribution functions of the interarrival times between two subsequent events.

CHAPTER 5: Investigation of the traffic behaviour of the control of SPC-switching systems (pp 74-174)

First of all the different methods to investigate switching systems like - analytical investigation methods

- simulation methods
- load type simulation
- subcall type simulation
- call type simulation
- environment simulation

are sketched.

The model of the switching system for these investigations, which embraces the model for - the subscribers
- the concentrator and its control
- the BUS-system
- the central control
- the interoffice signalling unit
- the PCM transmission systems

is described.

This model has been investigated by means of stochastic simulation runs, mapping the control functions as well as the stochastic flow of the various control data, to determine interesting traffic parameters like:

- the carried traffic on the PCM transmission systems
- the mean batch size of requests, transferred per clock instant into the input queue of the central control
- the waiting probability, the mean queue length and the waiting times in the input queue
- the occupancy of the central control.

The investigations can be classified as follows:

First, results for stationary traffic load, considering various values of the offered traffic.

In the standard operation mode the influence of different operating speeds of the central control, different values

of the clock period of the BUS-system including overhead as well as different kinds of subscriber behaviour has been investigated.

Furthermore three special operating modes have been investigated:

- Intermediate digit storing within the concentrator
- abbreviated dialling
- camp on busy

The results show that intermediate digit storing is a method to considerably save processing time of the central control. Furthermore, camp on busy is a strategy allowing calls to wait in front of blocked PCM systems. For the considered system, this strategy leads to an enhanced number of successful calls.

Second, special emphasis has been laid on the investigation of the system behaviour in case of instationary offered traffic. Results have been presented, which show the length of the queue in front of the central control after a rapid increase of the offered traffic. To reduce the length of this queue and to diminish the load on the central control, an overload control strategy has been developed. The efficiency of this overload control strategy has been demonstrated.

CHAPTER 6: Extension of the software of the switching computer (pp. 175 - 198)

In this chapter the necessary extensions of the software are described to realize the operating modes, which are investigated in chapter 5.

Furthermore the concept of a new real time environment simulator running simultaneously on the switching computer is described.

CHAPTER 7: Proposals for the realization of the special operating modes (pp. 199-213)

Proposals are given for the realization of the intermediate digit storing, the method of the abbreviated dialling as well as for the method camp on busy.

APPENDIX: (pp. 215 - 226)

The contents of some relevant lists of the switching computer are described.

INHALTSVERZEICHNIS

<u>Schrifttumsverzeichnis</u>	6
<u>Abkürzungen</u>	13
<u>1. Einleitung</u>	<u>18</u>
1.1 Allgemeines über rechnergesteuerte Vermittlungssysteme	18
1.2 Abriss des Ziels der Arbeit	19
<u>2. Struktur und Betriebsweise der Steuerung rechnergesteuerter Vermittlungssysteme</u>	<u>22</u>
2.1 Funktionen eines Vermittlungssystems	22
2.1.1 Grundaufgaben	22
2.1.2 Spezielle Leistungsmerkmale für den Benutzer von rechnergesteuerten Vermittlungssystemen	23
2.2 Struktur und Betriebsmerkmale zentral gesteuerter, speicherprogrammierter Vermittlungssysteme	25
2.2.1 Allgemeines	25
2.2.2 Struktur und Betriebsweise der zentralen Ebene	28
2.2.2.1 Sicherheitserhöhende Strukturen und Betriebsweisen	28
2.2.2.2 Leistungssteigernde Strukturen und Betriebsweisen	30
2.2.2.3 Struktur der Vermittlungsrechner	31
2.2.3 Struktur und Betriebsweise der teilzentralen Einrichtung	33
2.3 Strukturen und Betriebsmerkmale von Vermittlungssystemen mit autonomen Teilsystemen	36
2.4 Strukturvorschlag	38
<u>3. Das rechnergesteuerte Vermittlungssystem PCMV- ein Beispiel für ein System mit teilautonomen Teilsystemen</u>	<u>40</u>
3.1 Allgemeines	40
3.2 Überblick über das System PCMV	40
3.2.1 Systemkonzept PCMV	40
3.2.2 Der Analogkonzentrator AKT und die Konzentratorenanschluss-Schaltung KAS	42
3.2.3 Informationsaustausch zwischen Vermittlungsrechner und Peripherie über den BUS	47
3.2.4 Der Vermittlungsrechner (Internverbindungen)	53
3.2.5 Die Signalisierungseinrichtung SIG	57
3.2.6 Der Vermittlungsrechner (Externverbindungen)	58
<u>4. Teilnehmerverhalten</u>	<u>62</u>
4.1 Allgemeines	62
4.2 Anrufverhalten	62
4.2.1 Anrufrate und Verteilungsfunktion für Erstversuche	63
4.2.2 Wiederholte Anrufversuche	64
4.3 Ereignisverhalten	64

4.4 Modell für Anrufverhalten	68
4.5 Modell für Ereignisverhalten	68
4.5.1 Allgemeines Modell	68
4.5.2 Spezialisiertes Modell	70
<u>5. Untersuchung des Verkehrsverhaltens der Steuerung von SPC Vermittlungssystemen</u>	<u>74</u>
5.1 Definition des Begriffs "Verkehrsverhalten"	74
5.2 Kenngrößen eines Vermittlungssystems	75
5.3 Methoden und Verfahren zur Untersuchung des Verkehrsverhaltens der Steuerung von SPC-Vermittlungssystemen	76
5.3.1 Modelle	76
5.3.2 Analytische Untersuchungsmethoden	76
5.3.3 Untersuchung mit Hilfe der Simulation	78
5.3.3.1 Belastungstreue Simulation	78
5.3.3.2 Teilbelegungstreue Simulation	79
5.3.3.3 Belegungstreue Simulation	80
5.3.3.4 Umweltsimulation	81
5.4 Modellierung des Vermittlungssystems PCMV	81
5.4.1 Allgemeines	81
5.4.2 Teilmodell für die Teilnehmer	82
5.4.3 Teilmodell für den Konzentrator und die Konzentrator-Anschluss-Schaltung	82
5.4.4 Teilmodell für das Kanalwerk	89
5.4.5 Teilmodell für den Vermittlungsrechner	90
5.4.6 Teilmodell für die Signalisierungseinrichtung	96
5.4.7 Teilmodell für die PCM-Systeme	100
5.4.8 Gesamtmodell	102
5.4.9 Simulationsprogramm	106
5.4.9.1 Allgemeines	106
5.4.9.2 Eingabegrößen	109
5.4.9.3 Ergebnisgrößen	110
5.5 Ergebnisse der Untersuchung des Systems PCMV für stationären Verkehr bei verschiedenen Belastungen	110
5.5.1 Internverkehr bei Standardbetriebsweise	111
5.5.1.1 Betrieb bei verschieden schnellem Vermittlungsrechner	111
5.5.1.2 Betrieb bei verschiedenen Übergabetakten unter Berücksichtigung des Overheads	128
5.5.1.3 Verschiedenes Teilnehmerverhalten	131
5.5.2 Internverkehr mit besonderen Betriebsweisen	135
5.5.2.1 Wählzeichenspeicherung bzw. Kurzwahl	135
5.5.2.2 Camp on busy	143
5.6 Untersuchung des Systemverhaltens nach Lastsprüngen	154
5.6.1 Allgemeines	154
5.6.2 Zur Definition der Überlastung des Vermittlungsrechners	154
5.6.3 Simulationsergebnisse ohne Überlastabwehrstrategie	155
5.6.3.1 Untersuchungsmethode	156
5.6.3.2 Simulationsergebnisse für den Fall "Lastsprung" ohne Überlastabwehrstrategie	159

5.6.4	Überlastabwehrstrategien	161
5.6.4.1	Allgemeines	161
5.6.4.2	Die Überlastabwehrstrategie mit Hilfe der WZU	164
5.6.4.3	Simulationsergebnisse mit Überlastabwehrstrategie	167
5.7	Zusammenfassung der Simulationsergebnisse	174
<u>6.</u>	<u>Erweiterung der Software des Vermittlungsrechners</u>	<u>175</u>
6.1	Überblick	175
6.2	Struktur der Systemsoftware	175
6.3	Ablaufsteuerungen und Arbeitsprogramm-Module	180
6.3.1	Ablaufsteuerung ALS4	180
6.3.2	Arbeitsprogramm-Module der ALS4	181
6.3.2.1	Messung der Zahl belegter ZL,WZU und der Warteschlangenlänge	181
6.3.2.2	APM für Meldungsprioritäten	183
6.3.2.3	Messung der Belastung des Vermittlungsrechners	185
6.3.3	Ablaufsteuerung ALS9	186
6.3.4	Zusammenspiel der Ablaufsteuerungen	188
6.4	Echtzeit-Umweltsimulator	188
6.4.1	Randbedingungen durch den Vermittlungsrechner des Systems PCMV	188
6.4.2	Der Simulator	192
6.4.2.1	Teil 1 des Simulators	192
6.4.2.2	Teil 2 des Simulators	194
6.4.3	Rahmenorganisation	194
<u>7.</u>	<u>Realisierungsmöglichkeiten für zusätzliche Leistungs- und Betriebsmerkmale</u>	<u>199</u>
7.1	Allgemeines	199
7.2	Kurzwahl- bzw. Wählzeichenzwischenspeicherung	199
7.2.1	Allgemeines	199
7.2.2	Wählzeichenzwischenspeicherung	199
7.2.2.1	Aufbau von Rufnummern	199
7.2.2.2	Zwischenspeicherung im System PCMV	200
7.2.3	Kurzwahl	202
7.2.3.1	Einrichtung von Kurzzrufnummern	202
7.2.3.2	Aufruf von Kurzzrufnummern	202
7.2.3.3	Möglichkeiten für Kurzwahl	203
7.2.3.4	Vorschlag für die wirtschaftliche Lösung der Speicherung der Kurzzruf-Langrufnummernzuordnung	204
7.2.3.5	Listenorganisation	205
7.2.3.6	Speicherorganisation und Realisierung im System PCMV	206
7.3	Camp on busy	208
7.3.1	Allgemeines	208
7.3.2	Struktur und Betriebsweise im System PCMV	209

7.3.2.1	Warteliste	209
7.3.2.2	Ablaufgeschehen	212
<u>8.</u>	<u>Zusammenfassung</u>	<u>214</u>
<u>Anhang</u>		
A1	Tabellen, Listen und Bilder	215
A1.1	Tabelle der Eigenschaften einiger Vermittlungssysteme	215
A1.2	Teilnehmer-Kennungsspeicher (KESP)	216
A1.3	Zustandsspeicher (ZUSP)	217
A1.4	Wählzeichenaufnahmespeicher (WZASP)	218
A1.5	Befehle und Meldungen der Signalisierungseinrichtung	219
A1.6	Umwertelisten	220
A1.7	Meldungen und Befehle des Vermittlungsrechners	221
A2	Beschreibungen	222
A2.1	Die Specification and Description Language (SDL)	224
A2.2	Der Rechner Siemens 306	224

SCHRIFTTUM

- /1/ Keister,W.: The evolution of Telephone Switching. Bell Labs. Rec 43(1965) 6,197-203.
- /2/ Plank,L.: Fernsprechvermittlungstechnik. NTG-Fachberichte 63, 1977,S. 33-53.
- /3/ Lucas,P.: Les progres de la commutation electronique dans le mode. Commutation et electronique, Oct. 1977.
- /4/ Schulz,K.: Bedienungsrechner für EWS1. Ihre Anwendung im Netz von SPC-Vermittlungsstellen der Deutschen Bundespost. Nachrichtentechnische Zeitschrift 27(1974)9, K208-K211.
- /5/ Carrelli,C., Cicognani,E., Dal Monte,S., Galimberti,R.: Proteo System Multilevel Control Structure. International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 41C3.
- /6/ Suckfüll,H.: Architecture of a new line of digital switches International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 20A4.
- /7/ Kok,H., Liem,S.H.: The PRX-D Switching System. International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 20A3.
- /8/ Schreiner,S.M., Goethem,J., Henrion,M.A.: Use of Microprocessors in Large Digital Switching Systems. International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 31C3.
- /9/ Haugk,G., Lang,L.L.: New Interface for Local Electronic Switching Systems. International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 31C1.
- /10/ Esperseth,M.M., Mníchowicz,D.A.: GTD5 EAX. A Family of digital switches. International Switching Symposium, ISS'79, Paris 1979, paper 30A3.
- /11/ Lotze,A., Roeder,A., Thierer,G.: "PPL" A Reliable Method for the Calculation of Point-to-Point Loss in Link Systems. Proc. of the 8th International Teletraffic Congress,Melbourne 1976,547-1/14.
- /12/ Rothmaier,R., Scheller,R.: Design of Economic PCM Arrays with a Prescribed Grade of Service. Proc. of the 9th International Teletraffic Congress, Torremolinos,Spain 1979.
- /13/ Lotze,A., Rothmaier,R., Scheller,R.: TDM versus SDM Switching Arrays- A Comparison. Proc. of the 9th International Teletraffic Congress, Torremolinos, Spain 1979.
- /14/ Bazlen,D., Kampe,G., Lotze,A.: On the Influence of Hunting Mode and Link Wiring on the Loss of Link Systems. Proc. of the 7th International Teletraffic Congress, Stockholm 1973,232-1/12.
- /15/ Lotze,A.: Optimum Link Systems. Proc. of the 5th International Teletraffic Congress, New York 1967,242-251.
- /16/ Lotze,A., Roeder,A., Thierer,G.: Point-to-Point Selection versus Point-to-Group Selection. Proc. of the 8th International Teletraffic Congress, Melbourne 1976,541-1/5.
- /17/ Kümmerle,K.: Berechnungsverfahren für mehrstufige Koppelanordnungen mit konjugierter Durchschaltung. Dissertation Uni Stuttgart 1969 und 9. Bericht des Instituts für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung der Universität Stuttgart. Die Literaturstelle enthält sehr viele weiterführende Literaturstellen.
- /18/ Elektronisches Wählsystem EWS1: Ortsamtstechnik. Siemens Druckschrift Mai 72.
- /19/ Keister,W.: No 1ESS: System Organisation and Objectives. Bell System Technical Journal 43(1964)5, 1831-1844.
- /21/ Couturier,G.W., Thompson,A.W.: Distributed processing control complexes for telephone switching systems. Proc. of the International Conference on Communications '77,Chicago 1977,20.5.71/75.
- /22/ Kobus,S., Miguel,J.A., Regnier,A.: Metaconta L Speicherprogrammierte Steuerung und Hafttechnik im Koppelnetz. Elektrisches Nachrichtenwesen 46(1971)4,238-249.
- /23/ Plapp,G.: Untersuchung der Steuerungsprinzipien und der Signalisierung rechnergesteuerter Vermittlungssysteme. Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung der Universität Stuttgart, Studienarbeit 541, 1978.
- /24/ Goede,B.L.: Digital Switching and Control Architectures. Proc. of the International Switching Symposium '79,Paris 1979,paper 50A4.

- /25/ Jenny,C.,
Kummerle,K.: Distributed Processing within an Integrated
Circuit/Packet Switching Node.
IEEE Transactions on Communications 24(76)10,
1089-1100.
- /26/ Becker,D.: Einsatz von Mikrorechnern in verteilten
Steuerungen von Nachrichtensystemen.
Elektrisches Nachrichtenwesen 52(1977)3,231-236.
- /27/ Scheller,R.,
Weiss,W.,
Wizgall,M.: A data switching unit with microprocessor
control.
Proc. of the International Switching Symposium
'79, Paris 1979,paper 41C5.
- /28/ Scheller,R.,
Wizgall,M.: A Local PCM Switching System for Voice and
Data
Proc. of the International Switching Symposium
'79, Paris 1979, paper 22A3.
- /30/ CCITT Orange Book, Vol. VI.2, Genf 1976.
- /31/ Common Channel Interoffice Signalling.
Bell System Technical Journal,57(1978)2.
- /32/ Hayward,W.S.,
Wilkinson,R.I.: Human Factors in Telephone Systems and their
Influence on Traffic Theory especially with
Regard to future Facilities.
Proc. of the 6th International Teletraffic
Congress, Munich 1973,431-1/10
- /33/ Myskja,A.,
Walmann,O.O.: An investigation of telephone user habits
by means of computer technics.
Conf. on Human Factors, Stockholm 1972.
- /34/ Iversen,V.B.,
Nygaard,J.: Investigations of traffic arrival processes
based upon extensive traffic measurements.
Proc. of the 6th International Teletraffic
Congress, Munich 1976,534-1/7.
- /35/ Myskja,A.,
Walmann,O.O.: A Statistical Study of Telephone Traffic Data
with Emphasis on Subscriber Behaviour.
Proc. of the 7th International Teletraffic
Congress, Stockholm 1973,132-1/7.
- /36/ Evers,R.: A Survey of Subscriber Behaviour including
Repeated Call Attempts- Results of Measurement.
Conf. on Human Factors, Stockholm 1972,IV4.1/12.
- /37/ Le Gall,P.: Repeated Calls and Traffic Engineering.
Commutation et electronique,56(1977)Jan,1-11.
- /38/ Dietrich,G.: Verkehrsmodelle für zentralgesteuerte
Vermittlungssysteme.
Elektrisches Nachrichtenwesen 50(1975)1,30-36.
- /39/ Dartois,J.P.: Die Begriffe "Verkehrsgüte" und "Vermittlungs-
technische Dienstgüte" in öffentlichen Fernsprech-
vermittlungsstellen.
Elektrisches Nachrichtenwesen 52(1977)4,288-300.
- /40/ Weisschuh,H.; Entwicklung der Steuersoftware für eine
rechnergesteuerte Vermittlungsstelle.
Dissertation Uni Stuttgart 1977 und
24.Arbeitsbericht des Institutes für
Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung
der Universität Stuttgart.
- /41/ Kühn,P.: Tabellen für Wartesysteme.
Institut für Nachrichtenvermittlung und
Datenverarbeitung der Universität Stuttgart,1976.
- /42/ Kühn,P.: Analysis of complex queuing networks by
decomposition.
Proc. of the 8th International Teletraffic
Congress, Melbourne 1976,236-1/8.
- /43/ Hakansson,L.: A GPSS simulation for the study of the
capacity of a SPC exchange computer.
Proc. of the 6th International Teletraffic
Congress, Munich 1970,425-1/7.
- /44/ Itoh,M.,
Nunotani,Y.,
Ueda,T.,
Okada,K.: Methods of Estimating Central Processing
System Traffic Performances in SPC Electronic
Switching Systems.
Proc. of the 8th International Teletraffic
Congress, Melbourne 1976,621-1/7.
- /45/ Villar,J.E.: Traffic Calculations in SPC Systems.
Proc. of the 8th International Teletraffic
Congress, Melbourne 1976,611-1/7.
- /46/ Huber,M.,
Wagner,W.: Simulation von Nachrichtenvermittlungssystemen.
In: Nicht-numerische Informationsverarbeitung.
Herausgegeben von R. Gunzenhauser.
Springer Verlag,Wien, New York 1968.
- /47/ Beck,D.S.: The Plessey System 250-Facilities for Simulation
of Telecommunication Equipment.
Conf. on Software Engineering for Telecommuni-
cation Switching Systems, Essex 1973.
IEE Conf. Publication No 97,31-38.
- /48/ Dietrich,G.,
Salade, .: Teilbelegungstreue Simulation der Steuerung
von Vermittlungssystemen.
Elektrisches Nachrichtenwesen 52(1977)1,61-68.
- /49/ Gruszecki,M.: ENTRASIM:A real time traffic environment
simulator for SPC switching systems.
Proc. of the 8th International Teletraffic
Congress, Melbourne 1976,435-1/6.
- /50/ Fontane,B.: Echtzeit-Umweltsimulation.
Elektrisches Nachrichtenwesen 46(1971)3,189-191.
- /51/ Foucault,C.C.,
Cerny,D.J.,
Pouce De Leon,L.: TCS Umweltsimulation.
Elektrisches Nachrichtenwesen 48(1973)4,461-465.

- /52/ Kampe,C.,
Kühn,P.,
Langenbach-Belz,M.: Simulationen in der Nachrichtenverkehrs-
theorie: Problemstellungen und Programmier-
sprachen.
GI-Workshop über Methodik der rechnergestützten
Simulation, Karlsruhe 1973.
FKF Bericht 1845, Gesellschaft für Kernforschung
Karlsruhe 1973, S. 240-263.
- /53/ Kümmerle,K.: Ein Vorschlag zur Berechnung der Vertrauensinter-
valle bei Verkehrstests.
Archiv für elektr. Übertragung 23(1969)10,507-511.
- /54/ Fisz,M.: Wahrscheinlichkeitsrechnung und mathematische
Statistik.
Deutscher Verlag der Wissenschaften,Berlin 1958.
- /55/ Gleske,V.: Programmbausteine für das Simulationsprogramm
eines rechnergesteuerten PCM Vermittlungs-
systems.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten-
verarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr.503,1976.
- /56/ Michaelides,C.: Realisierung des Externverkehrs im Simu-
lationsprogramm eines rechnergesteuerten
PCM Vermittlungssystems.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten-
verarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr.502,1976
- /57/ Kuttner,A.: Untersuchung des Lastverhaltens eines rech-
nergesteuerten Vermittlungssystems.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten-
verarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr.543,1977.
- /58/ Mummert,V.S.: Network Management and its Implementation
on the No4 ESS.
Proc. of the International Switching Symposium
'76, Kyoto 1976,421-2-1/7.
- /59/ Gervois,J.P.
Guitonneau,J.: Evaluation of the real time capacity of
central processor for stored program
controlled switching systems.
Proc. of the Conference on Software Engineering
for Telecommunication Switching Systems,
Essex 1973. 1973.
- /60/ Guitonneau,J.,
Hardy,D.,
Romoeuf,L.: Evaluating the traffic handling capacity
of the central equipments of the E10
system.
Commutation et Eletronique June 75,285-292.
- /61/ Richards,P.C.: No 2 ESS call processing capacity: Estmat-
ion, measurement and control.
Proc. of the International Switching Symposium
'72, Bosten 1872,285-292.

- /62/ Miller,M.R.: Performance monitoring of SPC-Systems
under load.
Conf. on Software Engineering for Tele-
communication Switching Systems,3.
Essex 1973.
- /63/ Suzucki,T.,
Nunotani,Y.,
Kaneda,O.: Traffic Design and Engineering of Central
Processing System in an Electronic
Switching System.
Proc. of the 6th International Teletraffic
Congress, Munich 1970,424-1/7.
- /64/ Karlander,B.: Control of Central Processor Load in
a SPC system.
Proc. of the 7th International Teletraffic
Congress, Stockholm 1973,436-1/7
- /65/ Romoeuf,L.: Modelling a Stored Program Controlled Telephone
Switching System: Evaluating a Regulation Method
for Traffic Overloads.
Symp. on Measuring,Modelling nad Evaluation
of Computer Systems. North Holland Publ. Comp.1977.
- /66/ Link,W.: Programmbausteine für die Realisierung von
prioritäts- und lastabhängigen Betriebsstrategien.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten-
verarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr. 502,1978.
- /67/ Miller,B.: Realisierung des Generatorteils eines
Echtzeit-Umweltsimulators für ein rechner-
gesteuertes Vermittlungssystem.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten-
verarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr 566,1979.
- /68/ Paret Realisierung des Steuerteils eines Echtzeit-
Umweltsimulators für ein rechnergesteuertes
Vermittlungssystem.
Institut für Nachrichtenvermittlung und
Datenverarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr 567,1979.
- /69/ Oden,H.: Nachrichtenvermittlung: Grundsätze und
Systemmerkmale bei Fernsprech und Datennetzen.
R. Oldenbourg Verlag, Munchen Wien 1975.
- /70/ Bobeck,A.H.,
Bonyhard,P.I., Magnetic Bubbles-An Emerging New Memory Technology.
Proceedings of the IEEE 63(1975)8,1176-1195.

- /71/ Lee,D.M.: Bubble Memory for Microprocessor Mass storage.
Digest of COMPCON Spring 1977, 232-235.
- /72/ Langley,G.A.: Beginnings. The global transition to digital switching is under way.
Telephony, July 10, 1978, 104-131.
- /73/ Langenbacher, G.: Implementierung von besonderen Leistungsmerkmalen in einem PCM Vermittlungssystem.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr.443, 1974.
- /74/ Oentoro, T.: Umwerteprogramm für PCM Vermittlung.
Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung der Universität Stuttgart.
Studienarbeit Nr 389, 1973.

ABKÜRZUNGEN

Eine Beschreibung der Symbole der Sprache SDL (Specification and Description Language) sind im Anhang aufgeführt. Sie entsprechen der Empfehlung der Z-Serie des CCITT.

Für die anderen Flussdiagramme wurden die Sinnbilder nach DIN 66001 verwendet.

Es folgen zunächst allgemeine Abkürzungen. Abkürzungen die Zahlenwerte repräsentieren (z.B. Belegungszeiten, Zahl der Wählzeichenempfänger usw.) folgen auf Seite 0-15.

Ergebnisgrößen der Untersuchung folgen auf Seite 0-16.

- A-Tln Rufender Teilnehmer
- A-Z1 Z1, die ein rufender Teilnehmer belegt (= ZLA)
- A/D Analog-Digital-Wandler
- AK Zustand "Aktiv"
- AKT Analogkonzentrator
- ALARM Interruptsignal "ALARM" an den VR
- ALSi Ablaufsteuerung i
- APM Arbeitsprogramm-Modul
- APU Ausgabepuffer im ASP des VR
- ASP Arbeitsspeicher
- AWS Ausgabewarteschlange im ASP des VR allgemein
- AWSF Ausgabewarteschlange für Befehle mit Priorität
- AWSR Ausgabewarteschlange für Befehle
- B-Tln Gerufener Teilnehmer
- B-Z1 Z1, die ein gerufener Teilnehmer belegt (=ZLB)
- BC Belegungscode
- BD Zustand "Warten auf Bedienung"
- BE Zustand "Bereit"
- BHC Busy Hour Calls (Hauptverkehrsstundenrufe)
- BK Zustand "Bekannt"
- BKi Befehl i an die KAS
- BL Zustand "Blockiert"
- BR Zustand "Bereit"
- BSi Befehl i an die SIG
- BUBBLE Magnetblasenspeicher
- BUS Multiplex-Übertragungssystem
- BZ Befehlszähler

CCITT	International Telegraph and Telephone Consultive Committee
CCD	Charge Coupled Device (Ladungsgekoppelter Speicher)
CEPT	European Committee for Post and Telecommunication
COB	Camp on busy, Betriebsweise mit Warten auf B-Zl
COD	Coder
CPU	Central Processing Unit =Rechnerkern
DEC	Decoder
DMA	Direkt Memory Access
E/A	Ein-Ausgabekanal
EC	Ereigniscode
EPU	Eingabepuffer im ASP des VR
EWS	Eingabewarteschlange im ASP des VR allgemein
EWSF	Eingabewarteschlange für Fehlermeld. mit Prio
EWSR	Eingabewarteschlange für Meldungen
F	Flag
FIFO	First-in First out
HG	Hörtongenerator
IWS	Internwarteschlange
KAS	Konzentrator-Anschluss-Schaltung
KASAWS	KAS-Ausgabewarteschlange
KESP	Kennungsspeicher
Ltg	Leitung
MA	Makroaufruf
MKi	Meldung i der KAS
MR	Melderegister
MSi	Meldung i der SIG
MÜAS _{x,y}	Mit Überlastabwehrstrategie, Parameter x,y
NCOB	No Camp on Busy, Betriebsweise ohne Warten
NVDV	Institut für Nachrichtenvermittlung und Daten- verarbeitung der Universität Stuttgart
NZ	Normalzustand
ORG	Organisationsprogramm
OÜAS	Ohne Überlastabwehrstrategie
Pi	Programm i des VR
P _{i,j}	Übergangswahrscheinlichkeit vom Ereignis i zum Ereignis j in einer TEK
PCM	Puls-Code Modulation

PCMV	Experimentelles, rechnergesteuertes PCM-Ver- mittlungssystem des Institutes NVDV
POS	Position des Tln am AKT-Koppelnetz
PZ	Privilegierter Zustand
RK	Rechnerkern
RTF	Run Time Factor
SDL	Specification and Description Language
SIG	Signalisierungseinrichtung für Zentralkanal- Zeichengabe
SIM	Simulation
SPC	Stored Program Controlled
ST	Steuerung
T _I	Taktintervall
T _K	Takt des Kanalwerkes
T _{VR}	Takt des VR
TBR	Taktbearbeitungsroutine
TEGE	Teilnehmerereignis-Generator
TEK	Teilnehmer-Ereignis-Kette
TFF	Teilnehmer-Flip-Flop
TG	Taktgenerator
TKFF	Teilnehmer-Kennungs-Flip-Flop
TSFF	Teilnehmer-Schleifen-Flip-Flop
VERM	Vermittlungsbetrieb
VR	Vermittlungsrechner
VSt	Vermittlungsstelle
WZASP	Wählzeichenaufnahmespeicher
WZASPB	Wählzeichenaufnahmespeicher in der B-VSt
WZU	Wählzeichenempfänger
WZUZ	Wählzeichenempfänger-Belegungszähler
ZL	Zeitlage
ZLA/B	Siehe A/B-Zl
ZLG	Zu einer B-VSt gehende Zl
ZLZ	Zeitlagen-Belegungszähler
ZKF	Zentralkoppelfeld
ZUSP	Zustandsspeicher

Abkürzungen die Zahlenwerte repräsentieren

h _{pz}	Mittlere Programmlaufzeit des Programms z im VR der A-VSt
h _{px,z}	Mittlere Programmlaufzeit des Programms x im VR der B-VSt

h_{OM}	Mittlere Dauer des Overhead zur Übernahme <u>einer</u> Meldund
h_{OT}	Mittlere Dauer des Overhead nach einem Takt
N_{KAS}	Zahl der an das System angeschlossene AKT/KAS
N_{PCM}	Zahl der PCM-Systeme je AKT/KAS
$N_{PCM,B}$	Zahl der PCM-Systeme zur B-VSt
N_{WZA}	Anzahl der Wählzeichenaufnahmespeicher in der B-VSt
N_{WZU}	Anzahl der Wählzeichenempfänger je KAS
P_{KW}	Wahrscheinlichkeit für Kurzwahl
P_{TYPx}	Wahrscheinlichkeit für die TEK Typ x
P_{ZIFFx}	Wahrscheinlichkeit für die Zifferzahl x
P_{ZW}	Wahrscheinlichkeit für Wählzeichenzwischen- speicherung in der KAS
t_M	Messintervall, über das für die interessierende Grösse ein Mittelwert gebildet wird
TCPU	CPU-Belegung durch Nutzprogramme je Takt
λ	Gesamtanrufrate (Erstereignisse) <u>aller</u> AKT
λ_T	Anrufrate je KAT
λ_A	Zu bearbeitende Anrufrate je AKT

Ergebnisgrössen

A) Allgemeines

g	Gruppengrösse= Zahl der Meldungen die bei einem Taktzeitpunkt in die EWS eingetragen werden
$n_{W,EWS}(t)$	Zahl der zum Zeitpunkt t in der EWS wartenden Meldungen
$n_{WZU,GB}(t)$	Zahl der zum Zeitpunkt t im System insgesamt belegter WZU
$n_{WZU,GV}(t)$	Zum Zeitpunkt t insgesamt verfügbare WZU
$n_{WZU,KV}(t)$	Zum Zeitpunkt t pro KAS verfügbare WZU
$n_{ZL}(t)$	Zahl der zum Zeitpunkt t insgesamt belegter ZL
$P\{g=i\}$	Verteilungsfunktion der Gruppengrösse
$t_{CPU,N}$	Prozentual verrügbare CPU-Nutzzeit für Programme
t_{RV}	Ruftonverzug

B) Warte- und Verlustwahrscheinlichkeiten

B_A	Wahrscheinlichkeit, dass ein Anrufversuch (A-Versuch) zu Verlust geht.
-------	---

B_B	Wahrscheinlichkeit, dass bei Internverkehr nach Wahlende im betrachteten PCM-Ziel- Highway keine Zl frei ist, und der Rufversuch abgebrochen wird.
W_{COB}	Wahrscheinlichkeit, dass nach Wahlende bei Intern- verkehr im betrachteten PCM-Ziel-Highway keine Zl frei ist und der Ruf auf das Freiwerden der B-Zl warten darf (Betriebsweise COB)
W_{EWS}	Wahrscheinlichkeit, dass eine Meldung in der EWS länger als die Zeit H_{OT} (aktuelle Overheadzeit zum Taktzeitpunkt) warten muss. Diese Einschränkung ist sinnvoll, da sonst die Wartewahrscheinlichkeit für Overheadzeiten 0 immer gleich 1 wäre.

C) Belastungen

$Y_{CPU}(t)$	Mittlere Belastung der CPU im Zeitintervall t
$Y_{CPU,OM}$	Belastung der CPU durch den Overhead je Meldung
$Y_{CPU,OT}$	Belastung der CPU durch den Overhead je Takt
$Y_{CPU,P}$	Belastung der CPU durch Vermittlungsprogramme
$Y_{CPU,Px}$	Belastung der CPU durch das Vermittlungsprogramm x
Y_{WZU}	Belastung eines WZU
$Y_{WZU}(t)$	Mittlere Belastung eines WZU im Zeitintervall t
Y_{ZL}	Belastung einer Zl
$Y_{ZL}(t)$	Mittlere Belastung einer Zl im Zeitintervall t
Ω_{EWS}	Wartebelastung (Mittlere Warteschlangenlänge) der EWS
$\Omega_{EWS}(t)$	Mittlere Warteschlangenlänge im Zeitintervall t

D) Wartezeiten, Belegungszeiten, Antwortzeiten

$t_{W,AWS}$	Mittl. Wartezeit eines Befehls in der AWS bezogen auf alle Meldungen
$t_{W,EWS}$	Mittl. Wartezeit einer Meldung in der EWS bezogen auf alle Meldungen
$t_{W,KAS}$	Mittl. Wartezeit einer Meldung in der KAS bezogen auf alle Meldungen
$t_{W,COB}$	Mittl. Wartezeit der wartenden Rufe die am Ein- gang des Highway zum B-Tln nach Wahlende auf das Freiwerden einer Zl warten
t_V	Verweilzeit eines Rufes im System = Belegungs- zeit einer Zl durch einen rufenden Tln
t_B	Belegungszeit einer Zl, gemittelt über rufende und gerufene Verbindungen
$t_{CPU,R}$	Mittlere Gesamtbelegungszeit der CPU je bearbei- tetem Rufversuch
$t_{CPU,M}$	Mittlere CPU Belegungszeit je Meldung

1. Einleitung

1.1 Allgemeines über rechnergesteuerte Vermittlungssysteme

Im Jahre 1965 wurde in Succasunna, New Jersey, USA, das erste serienmässig gefertigte, rechnergesteuerte Fernsprech- Ortsvermittlungssystem (Typ No.1 ESS) eingeschaltet /1/. Damit begann die dritte Ära der Wählvermittlungstechnik, nach der ersten Einführung der Ortswählvermittlungstechnik (1892, USA) und der ersten automatischen Teilnehmerfernwahl (1923, Netzgruppe Weilheim, Deutschland) /2/.

Seit der Einschaltung dieses ersten rechnergesteuerten Vermittlungssystems wurden hunderte weiterer Typen entwickelt und zumindest im Versuchsbetrieb in Dienst genommen. Heute sind weltweit über 1700 rechnergesteuerte Vermittlungssysteme im öffentlichen Netz im Betrieb /3/.

Von der Vielzahl der Systeme seien nur einige wenige typische Vertreter im Anhang A1.1 zusammengestellt.

Diese rechnergesteuerten Vermittlungssysteme mit gespeichertem Programm (im engl. als stored program controlled, SPC, bezeichnet) bieten gegenüber den herkömmlichen Systemen mit völlig dezentraler Hardwaresteuerung oder festverdrahteten Steuerprogrammen (sequentielle Logik) gewisse Vorteile für den Benutzer und die Verwaltung:

Dem Benutzer konnten zahlreiche neue Dienste, die nur bei SPC-Systemen wirtschaftlich realisierbar waren, angeboten werden. Dies sind z.B. die sog. "Facilities" wie Kurzwahl, Fangen, Rufumlenkung, Anklopfen usw. Diese "besonderen Leistungsmerkmale" können gegen eine besondere Gebühr in Anspruch genommen werden.

Für die Fernmeldeverwaltung ergaben sich zahlreiche Vorteile und Personaleinsparungen

- durch Platzeinsparungen
- durch die Vereinfachung von Sonderdiensten (z.B. Weckdienst, Auftragsdienst)
- durch automatisierte Weiterverarbeitung der aufgezeichneten Gebühreneinheiten bis zur Rechnungslegung
- durch Flexibilität bei Änderungen und Erweiterungen, auch durch Einsatz kostensparender neuer Bauteile

- durch die Vereinfachung der Wartung mit Hilfe automatischer Fehlererkennungs- und Diagnoseverfahren. Alle Einrichtungen überwachen sich selbsttätig oder werden von zentralen Einheiten überwacht. Im Fehlerfall werden automatisch Ersatzschaltungen vorgenommen, so dass das Gesamtsystem in der Regel trotz eines Fehlers weiterarbeiten kann ("fault tolerant"), bei gleichzeitiger Anzeige des Fehlers.

Neben der Überwachung der Funktionsfähigkeit ist auch eine laufende Messung der Verkehrsbelastung aller Baugruppen (Koppelnetz, teilszentrale Steuerungsbaugruppen usw.) und der Belastung des Vermittlungsrechners möglich.

Alle diese Überwachungsaufgaben können auch von zentralen Bedienungsstellen unterstützt werden. Für Wartung und Unterhaltung, die Auswertung der Verkehrsmessungen usw. werden häufig besondere Bedienrechner verwendet, in denen ausserdem auch nichtresidente Diagnoseprogramme usw. abgelegt werden können /4/.

1.2 Abriss des Ziels der Arbeit

Die neuesten Entwicklungen von SPC Vermittlungssystemen werden stark beeinflusst von der Verfügbarkeit sehr preiswerter hochintegrierter Schaltkreise. Diese Technik wird es ermöglichen, bisher hochzentralisierte Steuerungsfunktionen wieder mehr oder weniger an einzelne Baugruppen (Koppelnetz, Sätze für ankommende und abgehende Leitungsbündel, zentrale Zeichenkanäle, usw) zu delegieren. Der Zentralrechner wird dadurch von Routineaufgaben entlastet und kann vorwiegend Koordinierungsfunktionen wahrnehmen.

Die vorliegende Arbeit befasst sich mit dem Entwurf einer solchen neuartigen Steuerungsstruktur und mit deren Leistungsfähigkeit im Normal- und Überlastfall. Neueste Veröffentlichungen /5-10/ zeigen, dass auch die Industrie beginnt, derartige SPC Systeme mit weitgehend autonomen Teilsteuerungen und zentraler Koordinierung zu entwickeln.

In klassischen, direkt gesteuerten Wählvermittlungssystemen wurde die Verkehrsleistung im wesentlichen vom Durchschaltenetzwerk und den angeschlossenen Leitungsbündeln des Orts- und Fernverkehrs bestimmt. Die individuellen Steuerungen der Wähler arbeiteten schritthaltend und stellten keinen Engpass dar.

Schon bei indirekt gesteuerten Wählssystemen traten neue Probleme auf, da jetzt zusätzlich für eine Verbindung teilzentrale Einrichtungen (Register und Markierer) benötigt wurden, die aufgrund ihrer Zahl und Arbeitsgeschwindigkeit Engpässe darstellen können.

Diese Probleme wurden noch deutlicher und schwerwiegender, als voll zentral gesteuerte Vermittlungssysteme mit einem speicherprogrammierten Vermittlungsrechner eingeführt wurden. Jetzt benötigen alle Verbindungen während Auf- und Abbau dieselbe zentrale Steuerungsbaugruppe. Sie wird im Zeitmultiplex von allen Verbindungen für Auf- und Abbau ein oder mehrmals beansprucht.

Der erreichbare Verkehrsdurchsatz eines Systems (bei vorgeschriebener kleiner Verlustwahrscheinlichkeit und kleinen eventuellen Wartezeiten) wird nun von dem Durchschaltenetzwerk und der Steuerung bestimmt. Weiterhin muss jetzt dem Teilnehmerverhalten besonderes Augenmerk gewidmet werden, da die Belastung der Steuerung für unterschiedliche Ereignisse (z.B. Abheben, Wählende) unterschiedlich gross ist.

Untersuchungen über die Struktur und Verkehrsleistung von Durchschaltenetzwerken sind in sehr vielen Arbeiten durchgeführt worden, siehe hierzu /11-17/.

Diese Arbeit befasst sich nur mit der Steuerung von rechnergesteuerten Vermittlungssystemen. Die Architektur (Hard+Software) und die Betriebsweise der Steuerung des Vermittlungssystems haben einen wesentlichen Einfluss auf die "Vermittlungsleistung".

Im Kapitel 2 wird deshalb ein kurzer Überblick über die typischen Strukturen und die Betriebsweise rechnergesteuerter Vermittlungssysteme gegeben. Dabei wird eine stark zentral und eine mehr dezentral orientierte Steuerungsstruktur betrachtet. Die unterschiedliche Struktur der Steuerung und deren Einfluss auf die "Ersatzschaltestrategie" wird diskutiert. Mit der Steuerungsstruktur eng verknüpft ist deren Verkehrsleistung als Funktion des Verkehrs der Teilnehmer und der Verbindungsleitungen.

Als Ergebnis wird eine spezielle Steuerungsstruktur entworfen, bei der die Aufteilung der Steuerungsaufgaben auf teilzentrale und vollzentrale Baugruppen funktionell und hinsichtlich des Steuerdatenflusses besonders günstig erscheint.

Das Verkehrsverhalten dieser Steuerung wird in Kap.5 näher untersucht. Hierzu wird zunächst in Kap.3 das Laborsystem PCMV beschrieben und es werden seine speziellen Eigenschaften diskutiert.

Kap. 4 befasst sich mit dem Teilnehmerverhalten. Dieses Verhalten der Teilnehmer (z.B. Wahlabbruch, Falschwahl, häufig wiederholte Anrufe wegen Besetztfällen usw) kann, je nach den Eigenschaften der Steuerung, deren Verkehrsbelastung und "Vermittlungsleistung" stark beeinflussen. Zur Beschreibung dieses Teilnehmer-Verhaltens wird ein einfach zu handhabendes Modell für die Simulation entwickelt. Dieses Simulationsmodell bildet einen Baustein eines grösseren Simulationsprogramms. das in Kap. 5 behandelt wird.

Kap. 5 gibt einleitend einen Überblick über die verschiedenen Möglichkeiten zur Untersuchung der Steuerung von SPC-Systemen. Im Anschluss daran wird ein Modell entwickelt, welches alle relevanten Eigenschaften der Steuerung des Systems PCMV (Kap.3) enthält. Mit Hilfe eines Simulationsprogramms wird der komplexe Anforderungsprozess an die Steuerung und deren Verkehrsverhalten eingehend untersucht.

Die Ergebnisse dieser Untersuchung werden diskutiert, wobei besonders das Überlastverhalten und die Entwicklung einer Überlast-Abwehrstrategie im Vordergrund stehen. Des weiteren wird die Effektivität verschiedener neuer Betriebsweisen (Übergabetakt Peripherie-Rechner, Kurzwahl-Einfluss, Wartemöglichkeit usw) geprüft.

In Kap. 6 werden Erweiterungen der Systemsoftware beschrieben die notwendig sind für die Realisierung der Überlaststrategie sowie für die oben genannten neuen Betriebsweisen.

Durch diese erweiterte Systemsoftware wurde es ausserdem möglich ein Programm zur Echtzeit-Umweltsimulation zu realisieren, welches auf demselben Rechner wie das Vermittlungsprogramm läuft.

In Kap. 7 wird gezeigt, wie folgende Leistungsmerkmale wirtschaftlich realisiert werden können:

Wählzeichenzwischenspeicherung in der Peripherie zur Entlastung der Zentralsteuerung
Kurzwahl zur Entlastung der Tln und der Zentralsteuerung
Camp on busy, d.h. Wartemöglichkeit für den Tln während des Verbindungsaufbaus.

Kap. 8 fasst die Ergebnisse der Arbeit zusammen.

2. Struktur und Betriebsweise der Steuerung rechnergesteuerter Vermittlungssysteme

2.1 Funktionen eines Vermittlungssystems

2.1.1 Grundaufgaben

Vermittlungssysteme sind Einrichtungen, die folgende Aufgabe erfüllen:

"Herstellen einer zeitweiligen Verbindung zwischen zwei Teilnehmern, wobei der eine Teilnehmer dem Vermittlungssystem mitteilt, mit welchem anderen Teilnehmer er verbunden werden will".

Im Falle eines Fernsprech-Vermittlungssystems wird aufgrund der Wählfziffern des einen Teilnehmers (dieser wird als rufender oder A-Tln bezeichnet) ein Sprachkanal zum zweiten Teilnehmer (gerufener oder B-Tln) durchgeschaltet.

Der gerufene Tln kann an die gleiche Vermittlungsstelle angeschlossen sein wie der rufende Tln - dies werde als Internverbindung bezeichnet - oder er kann an einer fremden Vermittlungsstelle angeschlossen sein.

Befinden sich die Vermittlungsstellen von A- und B-Tln im gleichen Ortsnetz, so werde eine solche Verbindung als Externverbindung, ansonsten als Fernverbindung bezeichnet. Bild 2.1 verdeutlicht dies.

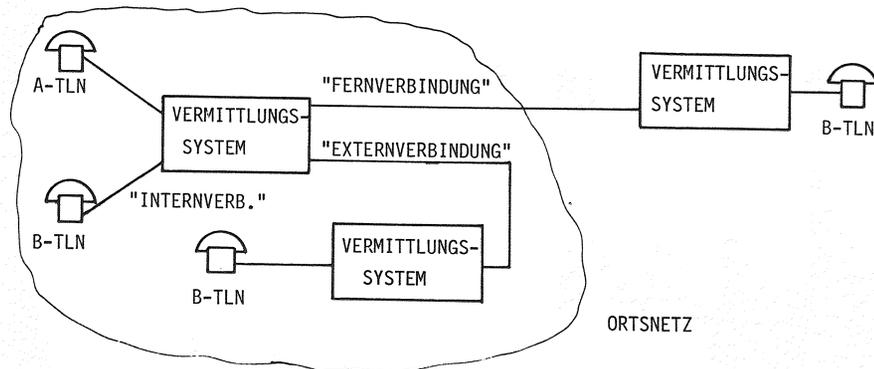


Bild 2.1: Verbindungsarten in einem Vermittlungsnetz

Bei allen Verbindungen, die die eigene Vermittlungsstelle verlassen, müssen die nicht ausgewerteten Wählfziffern des A-Tln zu den anderen, an der Verbindung beteiligten Durchgangs- und Ziel-VSt gesandt werden. Dies ist ein Teil der "Signalisierung zwischen Vermittlungsstellen".

Damit ein Tln über das Ablaufgeschehen seiner Verbindung soweit notwendig informiert wird, sendet das Vermittlungssystem sog. Hörtöne zum Tln, nämlich

- Wählton, der den Tln zur Wahl auffordert
- Rufton, der dem rufenden Tln anzeigt, dass der B-Tln nicht belegt ist und gerufen wird
- Belegt- oder Besetztton, der dem rufenden Tln anzeigt, dass der Verbindungsversuch nicht erfolgreich war (Gassenbesetzt oder Tln-besetzt).

Damit eine Vermittlungsstelle u.a. diese Aufgaben wahrnehmen kann muss sie folgende Grundfunktionen ausführen, und dafür jeweils geeignete Einrichtungen besitzen:

- Erkennen eines Verbindungswunsches (A-Tln hebt ab)
Hierfür wird eine Tln-Zustandsüberwachung benötigt;
- Freigabe der Wahl durch Senden von Wählton und Bereitstellen von Einrichtungen, welche die Wählfziffern des Tln erkennen, aufnehmen und verarbeiten;
- Weitersenden der in der Abgangs-VSt nicht verarbeiteten Wählfziffern zu anderen VSt bei Extern- und Fernverkehr mit Hilfe einer Signalisierungseinrichtung;
- Erkennen von "Wahlende", d.h. Auswertung einer Rückmeldung der Ziel-VSt dass die zur Wahl des B-Tln notwendigen Ziffern alle eingetroffen sind;
- Durchschalten des Sprechweges im Durchschaltenetz der VSt des A-Tln;
- Senden von Ruf/Belegtton
- Erkennen des Verbindungsendes (A- und/oder B-Tln legt auf);
- Gebührenerfassung.

2.1.2 Spezielle Leistungsmerkmale für den Benutzer von rechnergesteuerten Vermittlungssystemen

Neben den oben erwähnten Grundfunktionen bieten rechnergesteuerte Vermittlungssysteme dem Benutzer spezielle Leistungsmerkmale (Facilities) von denen in diesem Abschnitt einige erläutert werden sollen. /18/.

Kurzwahl

Anrufe zu häufig benötigten Teilnehmern können mit Hilfe 1- oder 2-stelliger Kurzzrufnummern anstelle der Langrufnummern mit 4-12-stelligen Nummern, aufgebaut werden. Die Kurzzrufnummern können von der Teilnehmerstation aus selbst festgelegt und durch Ziffernfolgen eingeschrieben werden.

Verbindung ohne Wahl

Nach dem Abheben des Handapparates wird nach einer Schutzzeit automatisch eine Verbindung zu einem vorher festgelegten Tln aufgebaut. Die Schutzzeit dient dazu, um diesen Vorgang durch Wahl einer Ziffer ausser Kraft zu setzen, um dann das Telefon wieder normal benutzen zu können.

Ruhe vor dem Telefon

Teilnehmer haben die Möglichkeit, ihren Anschluss vorübergehend für ankommende Rufe zu sperren. Alle Anrufe zu diesem Tln werden auf eine Sprachansage geschaltet.

Anrufumleitung

Ankommende Anrufe zu einem Tln können während dessen Abwesenheit automatisch zu einem anderen Tln umgeleitet werden. Die Umleitung kann vom Tln selbst veranlasst werden.

Rufweitchaltung

Ankommende Rufe können, wenn sich der Tln nicht innerhalb einer bestimmten Zeit meldet, automatisch zu einem anderen Tln umgeleitet werden. Die Umleitung und das Ziel der Umleitung können vom Tln selbst vorgegeben werden.

Anrufwiederholung

Bei besetztem B-Tln wird nach dem Auflegen des Handapparates des A-Tln der B-Tln permanent auf Freiwerden geprüft. Bei Freiwerden werden A- und B-Tln automatisch gerufen.

Anklopfen

Teilnehmer können während des Gesprächs auf eine wartende Verbindung durch einen Ton aufmerksam gemacht werden.

Warten auf Freiwerden B-Tln

Ankommende Gespräche können bei besetztem Tln auf dessen Freiwerden warten. Die gleiche Verfahrensweise ist auch bei belegten Ltg möglich ("Camp on busy").

Gebührenübernahme durch B-Tln

Der gerufene (B)-Tln kann durch Nachwahl die Gebühren für ein gerade laufendes Gespräch übernehmen.

Sperre für abgehende Verkehrsarten

Durch Eintasten von Dienstkennzeichen kann ein Fernsprechapparat vom Tln für bestimmte abgehende Verkehrsarten (z.B. Ferngespräche) gesperrt werden. Die Freigabe der Sperre kann von Schlüsselkennzahlen abhängig gemacht werden.

Diese Aufzählung ist natürlich nicht vollständig und umfasst nur die wichtigsten Möglichkeiten. Alle Massnahmen erfordern einen hohen Aufwand in der Steuerung der Vermittlungssysteme und müssen im Regelfalle vom Kunden (Fernsprechteilnehmer) bezahlt werden. Einige dieser Massnahmen stellen aber nicht nur eine Erleichterung für den Benutzer dar, sondern bringen eine Arbeitsentlastung für die Steuerung. Diese Massnahmen wie z.B. Kurzwahl werden im Kapitel 5 bezüglich ihres Einflusses auf die Belastung des VR und im Kapitel 7 bezüglich ihrer Realisierung beschrieben.

2.2 Struktur und Betriebsmerkmale zentral gesteuerter, speicherprogrammierter Vermittlungssysteme

2.2.1 Allgemeines

Seit über 15 Jahren werden unterschiedliche Typen von Vermittlungssystemen entwickelt und gebaut. Viele Systeme orientieren sich an einer hierarchisch gegliederten Struktur mit zentralem Steuerrechner, deren prinzipieller Aufbau schon im System No.1 ESS der AT&T /19/ benutzt wurde. Bild 2.2 zeigt das Prinzip einer derartigen Struktur

Die meist drei hierarchischen Ebenen sind die

- periphere Ebene

mit dem Durchschaltenetz und den Sätzen. Über Sätze (Teilnehmersatz TS) sind die Tln an das Durchschaltenetz angeschlossen. Sätze (Intern/Extern) übernehmen während einer Verbindung die Speisung und Überwachung der Tln-Schleife. Der Wahlaufnahmesatz dient zum Erkennen und Aufnehmen der Wählziffern.

- teilzentrale Ebene

Hier sind Steuerungsbaugruppen angesiedelt. Die Baugruppen können für die Tln-Sätze (Anrufidentifizierung und Zustandsüberwachung)

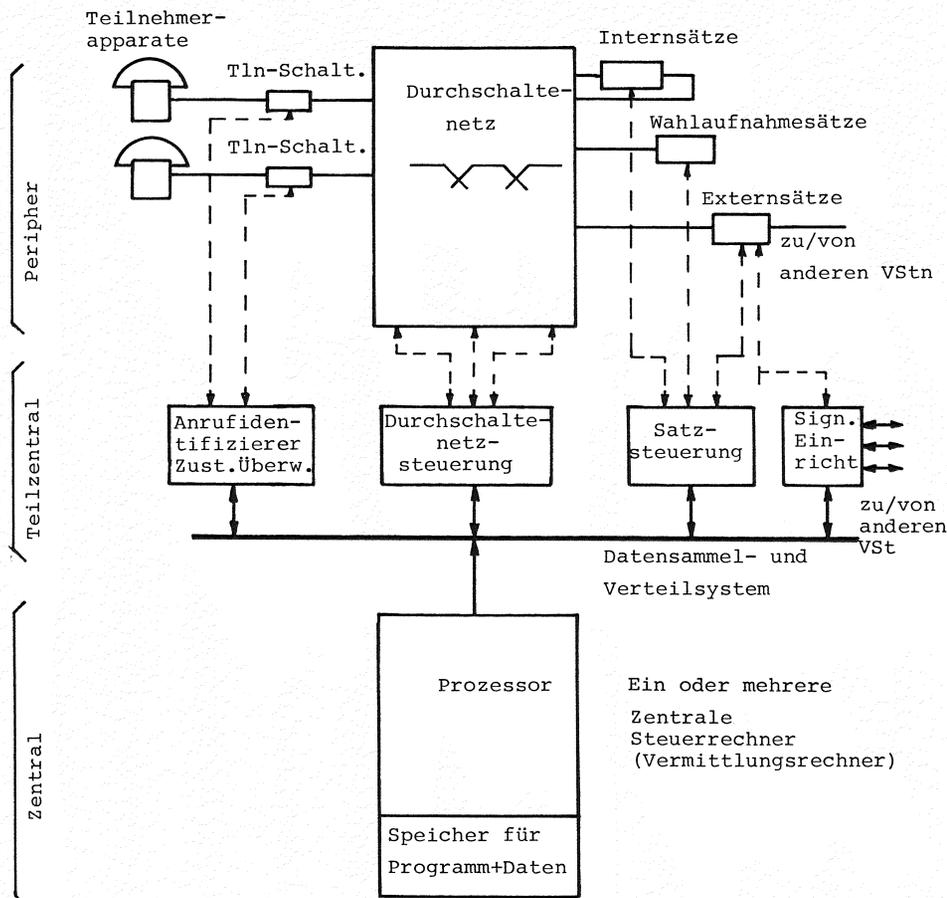


Bild 2.2: Grundstruktur eines rechnergesteuerten Vermittlungssystems mit zentralem Steuerrechner

oder für das Durchschaltetz (Durchschaltetzsteuerung) oder für die Intern-, Extern-, Wahlaufnahmesätze (Satzsteuerung) zuständig sein. Ebenfalls in dieser Ebene angesiedelt sind Einrichtungen zur Signalisierung mit anderen Vermittlungsstellen.

- zentrale Ebene

Die zentrale Ebene umfasst den bzw. die Vermittlungsrechner, bestehend aus Prozessor und Speicher.

In den ersten derartigen Vermittlungssystemen, wie z.B. No1 ESS, führte der zentrale Steuerrechner alle Operationen aus, die im System anfallen.

Der Grundgedanke dabei war, eine schnelle zentrale Verarbeitungseinheit zeitlich nacheinander allen Systemkomponenten zur Verfügung zu stellen. Zu diesem Zweck muss diese Einheit mit allen Systemkomponenten durch Eingabe- und Ausgabekanäle verbunden sein. Die Artenvielfalt und die unterschiedliche Arbeitsgeschwindigkeit der zu bedienenden Geräte macht es schwierig, diese direkt mit dem Rechner zu koppeln, ohne dass dadurch viel CPU-Zeit verloren geht. Es war deshalb sinnvoll, zwischen zentrale Verarbeitungseinheiten und Vermittlungsperipherie eine teilzentrale Ebene einzuschalten, die Aufgaben wie Format- und Geschwindigkeitsanpassung übernimmt. In der teilzentralen Ebene befanden sich also nur rein ausführende nicht selbständig arbeitende Baugruppen.

Sehr bald zeigte sich, dass der Zentralrechner auch bei dieser Konfiguration noch unnötig stark mit reinen Routinefunktionen belastet war. Man begann daher, Steuerfunktionen aus dem Zentralrechner in die teilzentrale Ebene auszulagern. Z. B. wurden Anrufidentifizierung und Zustandsüberwachung autonom, d.h. sie überprüften selbständig den Zustand der Tln (abgehoben, aufgelegt) und identifizierten eine Zustandsänderung und meldeten sie aktiv an den zentralen Vermittlungsrechner.

In einem noch weitergehenden Schritt wurden dann eigene Prozessoren in den teilzentralen Steuerwerken eingesetzt, die weitgehende Autonomie im Rahmen spezieller, ihnen zugewiesener Aufgaben haben.

Nach wie vor ist aber der zentrale Steuerrechner an allen Verbindungen beteiligt.

Neben Kosten- und Platzgründen sind insbesondere die Gesichtspunkte

- Flexibilität
- Vermittlungsleistung der Steuerung (z.B. Zahl der Rufe pro Zeiteinheit, die bei einer vorgeschriebenen geringen Verlust- und/oder Wartewahrscheinlichkeit vermittelt werden können)
- Verfügbarkeit/Sicherheit

für die Wahl einer bestimmten Steuerungsstruktur und deren Betriebsweise massgebend.

Es werde zunächst die zentrale Ebene und dann die teilzentrale Ebene betrachtet.

2.2.2 Struktur und Betriebsweise der zentralen Ebene

Die unterschiedlichen Strukturen und Betriebsweisen sind hier insbesondere durch die Zahl und den Aufgabenbereich der zentralen Vermittlungsrechner und die Anschaltung der Speicher gekennzeichnet.

2.2.2.1 Sicherheitserhöhende Strukturen und Betriebsweisen

Um die von Vermittlungssystemen geforderte hohe Verfügbarkeit zu erreichen(ca 99.9992% oder 2h Totalausfall in 30 Jahren) sind besondere Massnahmen zu treffen.

Es sind sogenannte "Ausfalleinheiten" zu definieren, die im Fehlerfall von Wartungspersonal ausgetauscht werden. Diese Einheiten dürfen dann nur unwesentliche Aufgaben wahrnehmen oder nur für eine geringe Zahl von Tln zuständig sein. (z.B. bestimmte Speicherbereiche).

Für alle anderen Einheiten der zentralen Ebene müssen für den Fehlerfall im System Reserveeinheiten vorhanden sein. Hierbei wird unterschieden zwischen - der Duplizierung und - der n+1 Redundanz

Bei der Duplizierung steht für jedes Gerät ein Reservegerät zur Verfügung. Bei der n+1 Redundanz sind für eine Reihe gleichartiger Geräte (bei Prozessoren mit mindestens der gleichen Hardware) eine Reserveeinheit vorhanden.

Für beide Betriebsarten können die folgenden Ersatzschaltestrategien, über die Bild 2.3 einen Überblick gibt, angewendet werden.

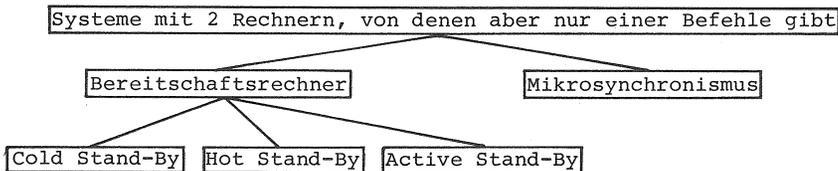
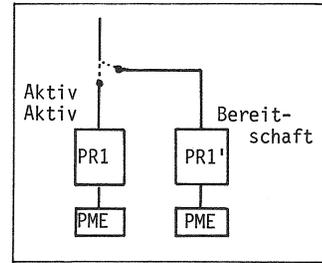
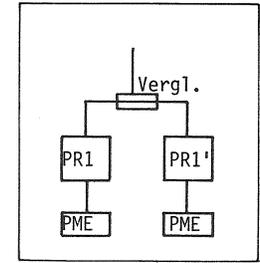


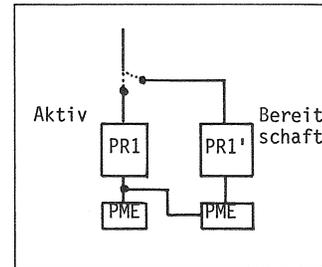
Bild 2.3: Übersicht über Ersatzschaltphilosophien



Cold/Hot Stand-By



Mikrosynchronismus



Active Stand-BY

Bild 2.4: Strukturen der verschiedenen Konfigurationen zur Erhöhung der Betriebssicherheit

COLD STAND BY (Bild 2.4)

Der Bereitschaftsrechner (Reserverechner) ist nicht in Betrieb und wird dann ein- und angeschaltet, wenn ein Fehler des on-line Rechners auftritt. Sein Speicher muss dann aktualisiert werden, was einen hohen Zeitaufwand erfordert.

Die Fehlererkennung muss aufgrund von zusätzlicher Hardware und mit Hilfe von Fehlererkennungs- und Prüfprogrammen im aktiven Rechner erfolgen.

HOT STAND BY (Bild 2.4)

Der wesentliche Unterschied zu cold stand-by ist, dass der Bereitschaftsrechner in Betrieb ist. Es werden entweder keine Programme bearbeitet, oder aber Prüfprogramme, welche die Bereitschaft zur Übernahme des Vermittlungsbetriebs anzeigen, sog. Selbstdiagnoseprogramme.

Bevor im Ersatzschaltedefall der Betrieb durch den stand-by Rechner übernommen werden kann, muss ebenfalls der Speicherinhalt aktualisiert werden.

ACTIVE STAND BY (Bild 2.4) /21/

Eine Weiterentwicklung des hot stand-by ist die Betriebsart active stand by. Hierbei ist der stand-by Rechner über das Speichersystem mit dem aktiven Rechner verbunden. Der aktive Rechner schreibt in beide Speicher aktuelle Daten ein, sodass im Umschaltfall das Aktualisieren des Speichers entfallen kann. Es ist sowohl die Möglichkeit zur Selbstdiagnose als auch zur gegenseitigen Überprüfung der beiden Rechner möglich.

MIKROSYNCHRONISMUS (Bild 2.4) /21/

Beim Mikrosynchronismus sind beide Rechner in Betrieb. Beide Rechner haben denselben Speicherinhalt, der deshalb immer aktuell ist. Beide Rechner bearbeiten dieselbe Eingabeinformationen, aber nur ein Rechner gibt Steuerbefehle an die peripheren Einheiten ab. Die von beiden Rechnern generierten Ausgabeinformationen werden in einer hochzuverlässigen Logik verglichen, die bei unterschiedlichen Ausgabeinformationen der beiden Rechner Prüfprogramme in den einzelnen Rechnern anstößt. Mit Hilfe dieser Programme muss nun der fehlerhafte Rechner ermittelt werden.

2.2.2.2 Leistungssteigernde Strukturen und Betriebsweisen

Hierbei werden 2 oder mehr aktive Steuerrechner eingesetzt. Es werden dabei im wesentlichen die Betriebsweisen

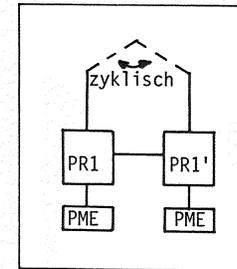
- call sharing (auch load sharing genannt) und
- function sharing eingesetzt.

Bild 2.5 gibt einen Überblick

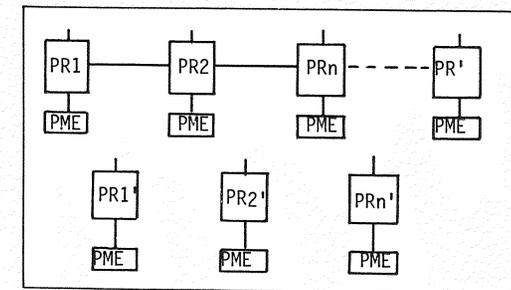
CALL SHARING /21/

Es ist jedem Rechner möglich, von allen angeschlossenen Tln bzw. Leitungen Vermittlungswünsche zu empfangen, dieselben zu bearbeiten und alle Geräte der Peripherie mit Steuerbefehlen zu versorgen.

Das System wird so ausgelegt, dass bei der Verwendung von z.B. zwei Rechnern, jeder der beiden Rechner in der Lage ist, im Fehlerfall alle Verbindungswünsche zu bearbeiten. Die Fehlererkennung muss im Rechner durch Selbstprüfung erfolgen. Im Normalfall werden die anfallenden Verbindungswünsche zwischen den Rechnern aufge-



Call Sharing



Function Sharing

Bild 2.5: Leistungssteigernde Betriebsweisen

teilt. Hierbei ergibt sich dann z.B. eine Leistungsfähigkeit von ca 160% bezogen auf den Fehlerfall (nur 1 Rechner aktiv)/22/. Die Rechner müssen sich dann gegenseitig informieren, welchen Verbindungswunsch sie bearbeiten (z.B. 40% der Kapazität). Ein Verbindungswunsch wird von dem Rechner der ihn einmal angenommen hat, vollständig bearbeitet. Diese Betriebsweise wird auch als "load sharing" bezeichnet.

FUNCTION SHARING

Jeder Rechner einer Mehrrechnerkonfiguration bearbeitet nur eine bestimmte Aufgabe innerhalb eines Verbindungsaufbaus, z.B. Ziffernauswertung, Wegesuche, Signalisierung, usw. Ein Verbindungsaufbau wird nacheinander oder gleichzeitig von verschiedenen Rechnern bearbeitet. Ist die Hardware dieser VR unterschiedlich, muss auch für jeden Typ eine Reserveeinheit bereitgestellt werden, dabei kann dann wieder cold/hot/active stand-by angewendet werden.

Bei diesem Verfahren kann eine Leistungssteigerung durch Parallelarbeit aber auch durch die Möglichkeit des Einsatzes spezieller aufgabenorientierter Prozessoren erfolgen.

2.2.2.3 Struktur der Vermittlungsrechner

Die Vermittlungsrechner lassen sich jeweils in drei Untereinheiten aufteilen

- Verarbeitungseinheit bzw. Rechnerkern oder CPU
- Arbeitsspeicher
- Ein/Ausgabekanal.

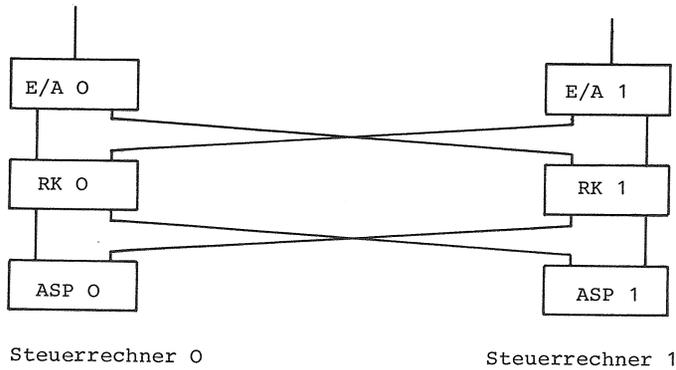


Bild 2.6: Aufgliederung von 2 Steuerrechner in Untereinheiten und deren Verbindungen

Diese Untereinheiten zweier Steuerrechner können so miteinander verbunden werden wie dies Bild 2.6 zeigt. Weil sich bei einer solchen Aufgliederung die einzelnen Geräteverbindungen überschneiden, spricht man von Konfigurationsverschränkung /23/

Es ist nun möglich, nicht nur komplette Vermittlungsrechner im Fehlerfalle ersatzzuschalten, sondern Untereinheiten. Dies ist möglich weil die Anordnung in Bild 2.6 mehrere funktionsfähige Kombinationen enthält, z.B. arbeite im Regelfall der VR 0. Ein Ausfall des Rechnerkern 0 kann durch Einschleifen des RK 1 gedeckt werden, wobei der Arbeitsspeicher 0 und der E/A Kanal 0 aktiv bleiben. Entsprechend wird bei anderen Ausfällen vorgegangen.

Man erkennt, dass die Zuverlässigkeit des Vermittlungsrechners durch diese Konfiguration gesteigert wird, da z.B. gleichzeitige Ausfälle des Rechnerkerns 0 und des Arbeitsspeichers 1 kompensiert werden können. Bei einer Ersatzschaltung des gesamten VR wäre dies nicht möglich und würde zu einem kompletten Ausfall führen.

Der weitere Vorteil ist die gegenseitige Kommunikationsmöglichkeit (z.B. zwischen RK 0 und ASP 1), wie sie z.B. für die Betriebsweise "active stand-by" notwendig ist.

Ist der ASP modular aufgebaut, so können in Bild 2.6 die ASP durch folgende Struktur (Bild 2.7) ersetzt werden.

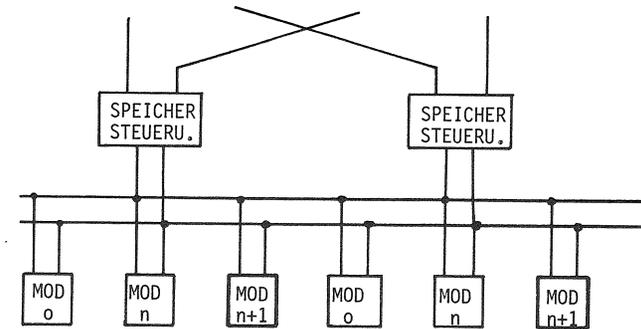


Bild 2.7: Speichermodulersatz nach dem n+1 Prinzip

Hierbei wird n+1 Redundanz angewendet. Mit Hilfe einer Speichersteuerung kann durch Adressenänderung der Zugriff zu den Speichermoduln gesteuert werden. Damit lässt sich bei Ausfall eines Moduls ein Ersatzmodul an dessen Stelle einfügen.

2.2.3 Struktur und Betriebsweise der teilzentralen Einrichtungen

Teilzentrale Geräte haben die Aufgabe, die formatnormierten Steuerworte des Vermittlungsrechners in spezifische Steuerbefehle für die Peripherie umzuwandeln. In umgekehrter Richtung werden Zustands- und Ereignismeldungen aus der Peripherie gesammelt und zu einem formatnormierten Rechnereingabewort zusammengesetzt. Dies sind die Aufgaben, die mit den Begriffen Decodierung und Pegelanpassung umschrieben werden.

Zusätzlich haben die teilzentralen Geräte die Aufgabe der zeitlichen Entkopplung der in der Regel langsamen Peripheriegeräten von den schnellen Rechnern. Nur durch diese Geschwindigkeitsdifferenz ist es möglich, mit Hilfe eines zentralen Steuerwerkes vielfältige Steuerungsabläufe in den Peripheriegeräten zu veranlassen. Für diese Zwecke benötigen die teilzentralen Geräte Puffer für Steuerbefehle und Ereignismeldungen. Diese Tätigkeiten werden unter dem Begriff der Geschwindigkeitsanpassung zusammengefasst.

Die teilzentralen Geräte können teilweise auch Verarbeitungsfunktionen durchführen, die sonst der VR übernimmt. Damit wird der Informationsgehalt der Nachrichten an den VR hochwertiger.

Für einen sinnvollen Einsatz der VR benötigt man mehrere solche teilzentrale Geräte, die nacheinander vom Rechner bedient werden. Sie sind heute vielfach über ein dupliziertes Bussystem, den Zentralbus mit den Rechnern der Zentralsteuerung verbunden.

Da Geräte im teilzentralen Bereich für eine Vielzahl peripherer Steuermaßnahmen verantwortlich sind, ergeben Ausfälle dieser Einrichtungen Störungen mit relativ grosser Wirkungsbreite. Es ist daher notwendig, auch auf dieser Ebene Ersatzschaltestrategien anzuwenden (Bild 2.8).

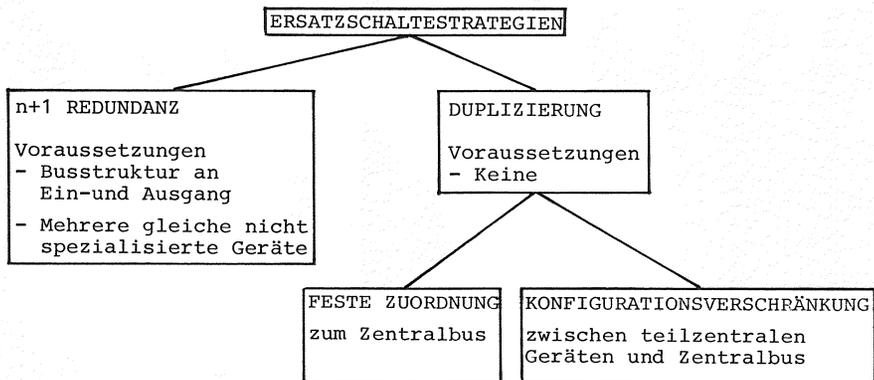


Bild 2.8: Ersatzschaltestrategien der teilzentralen Einrichtungen

Man unterscheidet auch hier die Duplizierung und die n+1 Redundanz. Bei der Duplizierung jedes Gerätes, kann jedes Gerät einem Bus fest zugeordnet werden, oder es kann eine Konfigurationsverschränkung vorliegen. Der periphere Bus kann vollständig oder unterteilt sein. (Bild 2.9).

Im Falle der n+1 Redundanz muss in jedem Fall ein "vollständiger" peripherer Bus vorhanden sein. Eine n+1 Redundanz wird um so wirtschaftlicher, je mehr gleichartigen Geräten ein Reservegerät zugeteilt werden kann. Dabei genügt es, wenn man z.B. an Mikroprozessoren denkt, dass die hardware gleichartig aufgebaut ist.

Die Programme, die aus der Universalsteuerung eine speziell auf die Aufgaben zugeschnittene Einheit bilden, können bei Bedarf über das zentrale Bussystem geladen werden

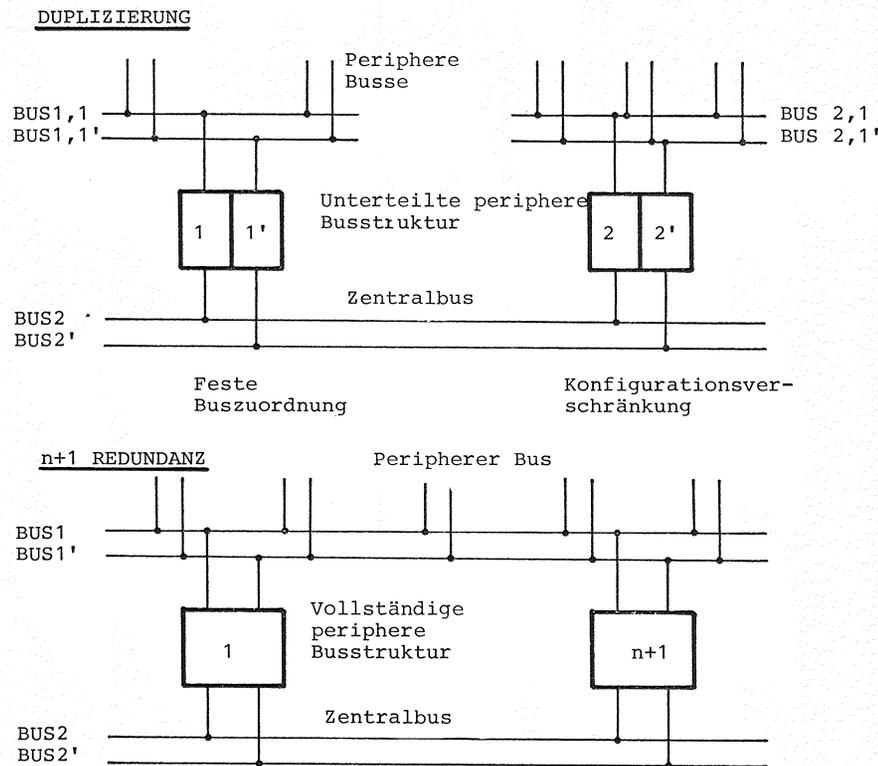


Bild 2.9: Strukturmerkmale der teilzentralen Ebene

2.3 Strukturen und Betriebsmerkmale von Vermittlungssystemen mit autonomen Teilsystemen /24-26/

Aufgrund fortschreitender Technologie, insbesondere der Einsatzmöglichkeit billiger und leistungsfähiger Prozessoren, wurden neue Steuerungskonzepte für Vermittlungssysteme entwickelt. In diesen Konzepten wird nicht mehr das Vermittlungssystem um den teuren, zentralen Prozessor, der möglichst alle Aufgaben durchführt, "herumgebaut" (wie in Kap 2.2), sondern es werden dezentralisierte Prozessoren eingesetzt. Der wesentliche Unterschied zu den zentral gesteuerten Vermittlungssystemen ist aber, dass es keinen zentralen Vermittlungsrechner gibt, der an allen Verbindungen beteiligt ist.

Bild 2.10 zeigt ein Beispiel für eine derartige Struktur. Es ist gekennzeichnet durch einzelne, voll funktionsfähige und autonome Teilsysteme, die jeweils aus den benötigten Sätzen, dem Koppelnetz, peripheren Steuerbaugruppen und Prozessoren und einer gemeinsamen Steuerung besteht.

Diese Systeme können Verkehr, der innerhalb ihres eigenen Systems verbleibt, vollständig bearbeiten und vermitteln. Verkehr zwischen zwei Teilsystemen (z.B. A- und B-Tln an verschiedenen Systemen angeschlossen) wird von den beiden Steuerrechnern der Systeme bearbeitet und über die beiden Durchschaltenetze vermittelt. Hierzu tauschen die beiden Steuerrechner über den Steuerdatenbus Informationen aus. Auch hier ist keine zentrale Stelle eingeschaltet.

Gehender und kommender Externverkehr wird über ein eigenes Teilsystem abgewickelt. Auch dieses arbeitet autonom, und arbeitet mit den anderen Teilsystemen in gleicher Weise zusammen. Es wäre auch denkbar, auf dieses quasi "zentrale" (gemeinsame) Teilsystem zu verzichten, und die Leitungen zu anderen VSt direkt an die einzelnen Teilsysteme anzuschalten. Aus Gründen der Erreichbarkeit und der Leitungszahlen ("Bündelungsgewinn"), wäre eine solche Lösung aber schlechter.

Die in Kap. 2.2 beschriebenen sicherheits- und leistungserhöhenden Betriebsweisen können hier natürlich in gleicher Weise angewendet werden. Gleiches gilt für die Architektur der Steuerrechner.

Vorteile dieses Systemkonzeptes liegen in einer sehr modularen Erweiterbarkeit des Durchschaltenetzwerkes und der Steuerung, indem

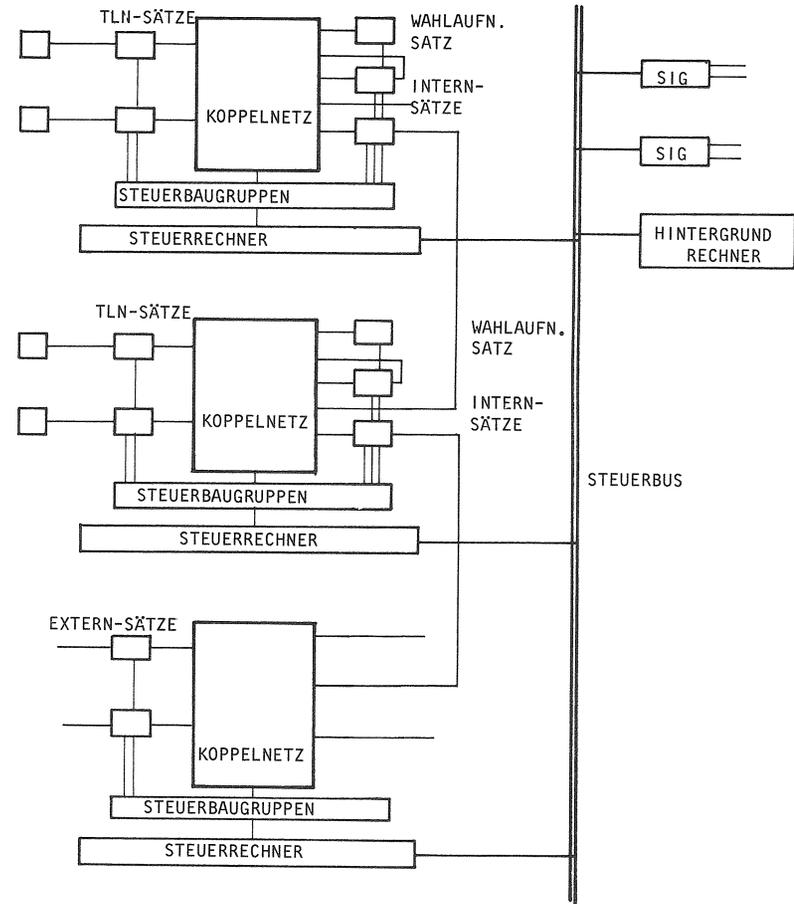


Bild 2.10: Beispiel eines Ortsvermittlungssystems mit autonomen Teilsystemen

weitere Teilsysteme angeschlossen werden.

Des weiteren können Teilsysteme des Vermittlungssystems abgesetzt werden. Hierzu müssen nur entsprechende Übertragungssysteme zwischen den Steuerbus und den Steuerrechner des Teilsystems eingesetzt werden. Dies führt auf ein System mit konzentratörähnlichen Teilsystemen. Nachteil einer derartigen Systemstruktur

ist, dass gleichartige Aufgaben in allen Teilsystemen anfallen und dass zusätzlich jedes Teilsystem Informationen über die anderen Teilsysteme besitzen muss, z.B. über dort angeschlossene Teilnehmer. Dies sind Informationen, die sich für eine zentrale Speicherung und Bearbeitung geradezu anbieten.

2.4 Strukturvorschlag

Aufgrund der Überlegungen in den Kapiteln 2.2 und 2.3 wird folgende Systemstruktur als günstig betrachtet.

Es wird eine Struktur mit teilweise autonomen Teilsystemen und einem zentralen Steuer- und Überwachungsrechner gewählt (Bild 2.11). Diese autonomen Teilsysteme sind hier insbesondere die Konzentratoren, die abgesetzt oder lokal, d.h. in der Vermittlungsstelle, eingesetzt werden. Diese Systeme arbeiten weitgehend autonom, können jedoch selbständig keine kompletten Verbindungen aufbauen.

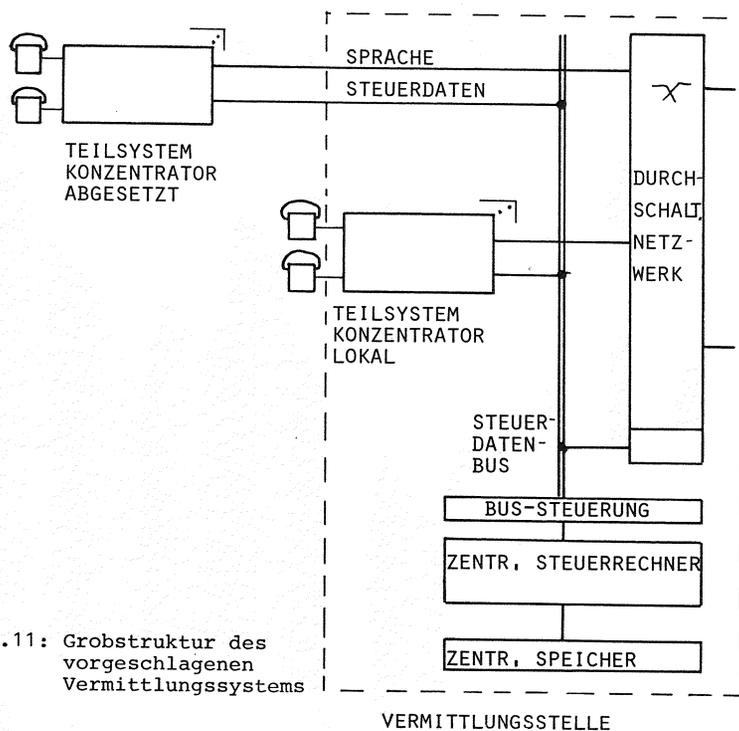


Bild 2.11: Grobstruktur des vorgeschlagenen Vermittlungssystems

Für jede Verbindung ist der zentrale Steuerrechner notwendig, der Aufgaben durchführt, die sich zweckmässig zentralisieren lassen, wie Wählzeichenumwertung, Gebührenlegung, Teilnehmerdatenspeicherung, Zeitüberwachung, Signalisierung zwischen VSt, usw.

Die Teilsysteme bearbeiten jeden Verbindungswunsch, so weit als möglich, autonom. Alle Verbindungen werden über das zentrale Durchschaltetzwerk geschaltet. Die Wegesuche hierzu kann in einer eigenen Koppelnetzsteuerung oder im zentralen Steuerrechner erfolgen.

Es werden die Steuerungsprinzipien "Call sharing" kombiniert mit "Function sharing" (spezialisierte Steuerungen in den Teilsystemen) für die Teilsysteme und "Active standby" für den zentralen Steuerrechner angewendet.

Ein Beispiel eines Vermittlungssystems mit einer derartigen Struktur, das System PCMV, wird in Kapitel 3 beschrieben.

3. Das rechnergesteuerte Vermittlungssystem PCMV- ein Beispiel für ein System mit teilautonomen Teilsystemen

3.1 Allgemeines

Für die grundsätzlichen Untersuchungen von Vermittlungssystemen mit autonomen, prozessorgesteuerten Teilsystemen und zentralem Überwachungs- und Koordinierungsrechner in Kap.5 wird eine Systemstruktur wie in Kap. 2 skizziert zugrundegelegt.

Um für die Untersuchungen eine gesicherte Basis zu haben, wird das System PCMV als Untersuchungsobjekt gewählt.

PCMV wurde als Labormodell (Hard- und Software) zur Erprobung des in Kap 2 vorgeschlagenen Steuerungskonzeptes mit autonomen Teilsystemen und als Basis für grundlegende Untersuchungen über das Verkehrsverhalten von Systemen mit einer derartigen Steuerungsstruktur entwickelt.

Dieses Kapitel beschreibt daher die Architektur und Betriebsweise des Systems PCMV.

Die wesentlichen Eigenschaften des Systems sind

- autonome Teilsysteme in der Peripherie bzw teilzentralen Ebene (Konzentratoren + Konzentradorsteuerungen, Signalisierungseinrichtungen)
- Digitale Übertragung und Vermittlung von Fernsprechverkehr (PCM Übertragung und Vermittlung über ein PCM Koppelnetz)
- Überwachungs- und Koordinierungsaufgaben durch Prozessrechner.

Das System wird erweitert auf die Integration von Datenverkehr (Dienstintegration) für synchrone Datenteilnehmer auf der Basis einer Durchschaltvermittlung /27-28/.

3.2 Überblick über das System PCMV

3.2.1 Systemkonzept PCMV

Bild 3.1 zeigt die Struktur des Systems PCMV. Die Komponenten sind

- Analogkonzentratoren AKT mit ihren Konzentradoranschluss-Schaltungen KAS
- Vermittlungsrechner VR
- Signalisierungseinrichtungen SIG
- Zentrales Koppelfeld ZKF

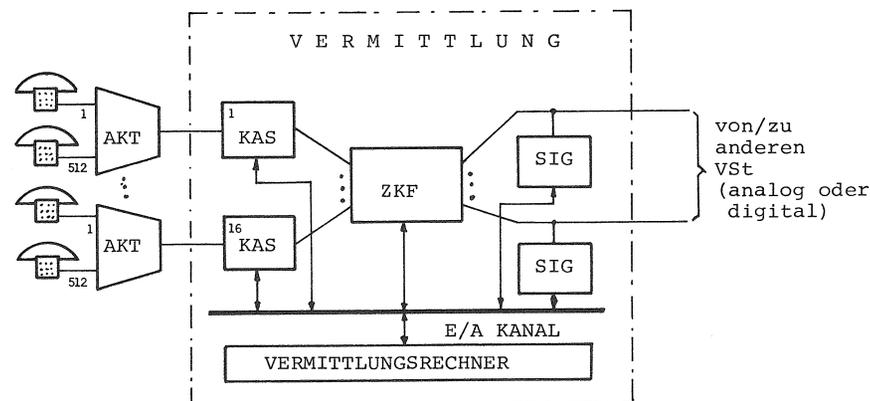


Bild 3.1: Struktur des Systems PCMV

Jeweils bis zu 512 Fernsprechteilnehmer sind an einen Konzentrador im Vorfeld der Vermittlungsstelle angeschlossen. Das System umfasst 16 AKT. Die AKT sind je über 2 Standard (CEPT) 30/32 PCM-Übertragungssysteme mit dem zentralen Koppelfeld ZKF verbunden. Die Steuerung der AKT erfolgt durch die KAS in der VSt. Für die dafür notwendige Signalisierung werden die Signalisierungskanäle der PCM Systeme benutzt.

Die KAS tauschen über ein BUS-System Steuerdaten mit dem ASP des Vermittlungsrechners aus.

Die Signalisierungseinrichtungen SIG nehmen den Signalisierungszeichenaustausch zwischen den Vermittlungsstellen vor. Die Signalisierung wird über den Zeitkanal 16 der PCM-Systeme zwischen den Vermittlungsstellen durchgeführt. Werden analoge Übertragungssysteme zu anderen VSt benützt, so erfolgt in den SIG zusätzlich eine A/D Wandlung.

Der Vermittlungsrechner ist ein handelsüblicher Prozessrechner des Typs Siemens 306. Er wurde mit einer speziellen Schnittstelle zum Anschluss vermittlungstechnischer Peripherie ausgerüstet.

Das Koppelnetz ist ein mehrstufiges PCM-Koppelnetz.

In den folgenden Abschnitten sollen nun die Komponenten des Vermittlungssystems näher beschrieben werden.

3.2.2 Der Analogkonzentrator AKT und die Konzentroranschluss-Schaltung KAS

Die Funktionseinheit Konzentror/Konzentroranschluss-Schaltung zerfällt räumlich in zwei Teile:

- der Abtastung der Tln (Scanner)
 - der Verkehrskonzentration (Teilnehmerkoppelfeld)
 - der Analog/Digitalwandlung
 - der Multiplexierung für das PCM System
 - dem Wählzeichenempfang (Wählzeichenumwerter)
 - dem Steuerdatenaustausch
- dienen, sowie eine mikroprogrammierbare Steuerung.

Der Konzentror führt keine selbständigen Entscheidungen durch. Er wird vielmehr von der Konzentroranschluss-Schaltung KAS ferngesteuert. Die KAS hat auch den Zugriff zum VR. Sie befindet sich im Gegensatz zum AKT, der im Vorfeld in Teilnehmernähe steht, innerhalb der Vermittlungsstelle (Bild 3.3).

Wenn sich aus bestimmten Gründen der Einsatz eines im Vorfeld stehenden Konzentrators nicht lohnt (z.B. für Tln in unmittelbarer Nähe der Vermittlungsstelle) so kann das System auch ohne abgesetzte Konzentratoren betrieben werden. Die Funktionen des Konzentrators werden dann in der Vermittlungsstelle durchgeführt. Konzentror AKT und KAS bilden dann in der VSt eine Einheit mit gemeinsamer Steuerung und mit den gleichen Aufgaben wie sie die Kombination "abgesetzter Konzentror" und KAS durchführt.

Der Analogkonzentrator AKT dient der Verkehrskonzentration von max. 512 Teilnehmern auf z.B. 60 abgehende Leitungen (=60 Zeitlagen oder 2 PCM-Systeme), von denen im Versuchssystem 1 PCM-System realisiert ist.

Konzentration zwischen Teilnehmerleitungen und abgehenden Leitungen bedeutet immer, dass Teilnehmerzustandsänderungen vor der Konzentration erkannt werden müssen. Hierzu wird der Zustand jeder Tln-Leitung durch ein Flip-Flop repräsentiert (TSFF). Die Tln-Leitungen werden zyklisch abgetastet durch einen Scanner. Bei Änderung des Teilnehmerzustandes bleibt der Scanner bis Bearbeitungs-ende auf der entsprechenden TS stehen.

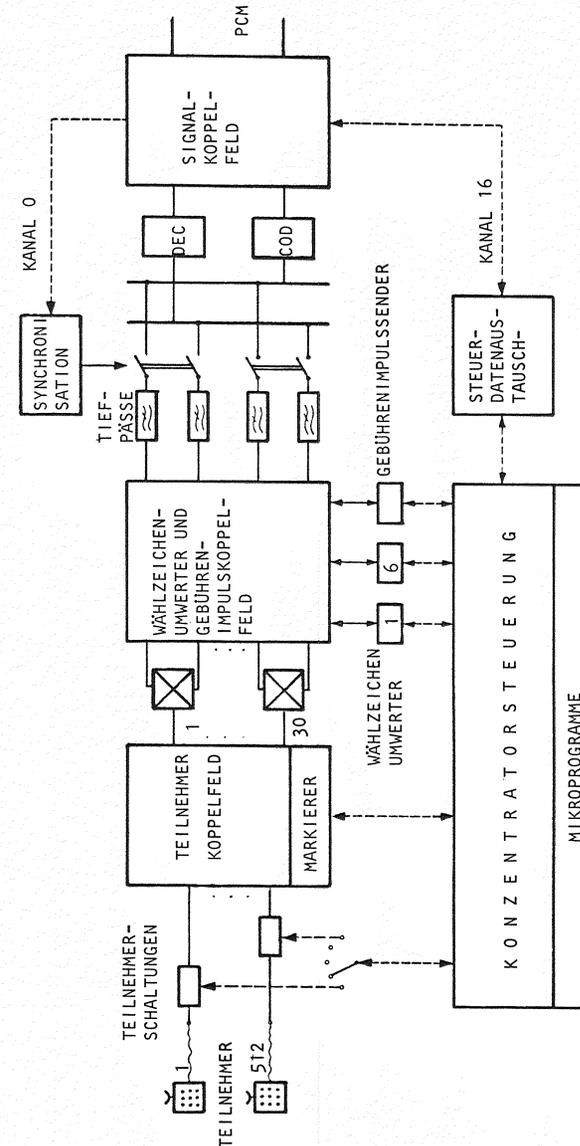


Bild 3.2: Konzentror AKT

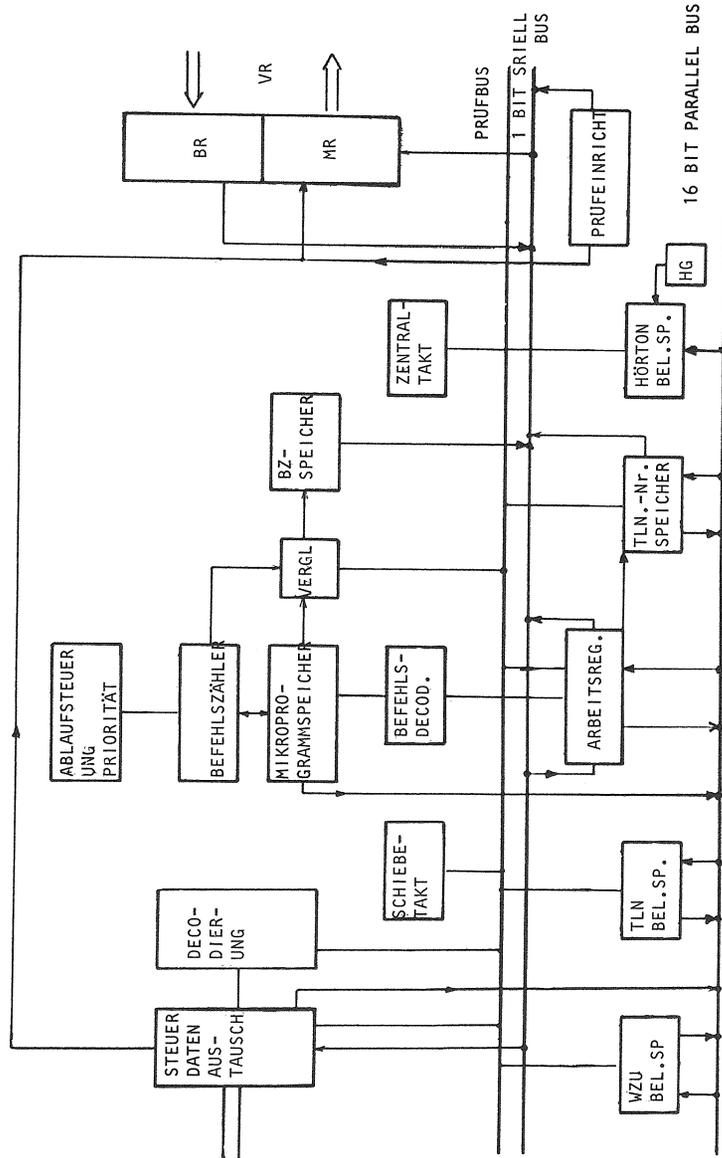


Bild 3.3: Konzentratoren-Anschlusschaltung KAS

TSFF	TFF	TKFF	BEDEUTUNG
0	0	0	RUHE
0	0	1	B-TLN WIRD GERUFEN
1	0	0	A-TLN HAT GERADE ABGEHOSEN
1	0	1	B-TLN HAT GERADE ABGEHOSEN
1	1	1/0	TLN HAT ABGEHOSEN, BEARBEITET
0	1	1/0	A- ODER B-TLN HAT GERADE AUFGELEGT
0	0	0	TLN HAT AUFGELEGT, BEARBEITET (RUHE)

Bild 3.4: Codierung der Teilnehmerzustände

Um die Zustandsänderung erkennen zu können, wird ein zweites Flip-Flop (TFF) benutzt. Es wird immer nach dem Erkennen und Bearbeiten einer Änderung des Zustandes, d.h. nach einer Änderung von TSFF, auf dessen Wert gesetzt. Damit ergibt sich folgende Zuordnung (Bild 3.4).

Das bedeutet, dass Antivalenz von TSFF und TFF eine Zustandsänderung der Teilnehmeranschlussleitung anzeigt. Diese Zustandsänderung wird an die Konzentratorensteuerung übergeben. Das Flip-Flop Teilnehmererkennung (TKFF) zeigt dabei an, ob es sich um einen A- oder B-Tln handelt.

Im Falle des Abhebens muss aufgrund der Konzentration (512:30 bzw. 60) im Konzentratoren eine freie abgehende Zeitlage gesucht werden.

Da ein rufender Teilnehmer normalerweise nach dem Abheben Wählfziffern an den VR senden will, muss ihm ein Wählzeichenempfänger WZU angeschaltet werden. Die Erkennung der Wählfziffern erfolgt hier auf der analogen Seite.

Einem rufenden Tln wird deshalb neben einer Zeitlage auch ein Wählzeichenempfänger zugeschaltet. Diese Aufgabe wird von der KAS in Zusammenarbeit mit dem AKT durchgeführt. Hierzu erfolgt ein Steuerdatenaustausch zwischen AKT und KAS. Aufgrund der Anweisungen der KAS schaltet die Steuerung des AKT das Teilnehmerkoppelfeld durch und einen WZU an. Anschliessend wird das Teilnehmer-Flipflop (TFF) gesetzt und die Tln-Abtastung freigegeben.

Sind alle Zeitlagen und/oder alle Wählzeichenempfänger momentan belegt, wird von der KAS ein spezieller Befehl an den AKT abgesetzt. Dieser sperrt die Übertragung von Verbindungswünschen (A-Tln Abhebemeldungen) vom AKT an die KAS solange bis dieser Sperrzustand von der KAS wieder aufgehoben wird (mindestens 1 Zl und 1 WZU frei). Die Scannersteuerung erkennt einen Verbindungswunsch (Abheben A-Tln) daran, dass TFF = 0 ist.

Dagegen werden Abhebeereignisse von gerufenen Teilnehmern (B-Tln) mit TKFF=1 an die KAS weitergeleitet, da für diese Tln bereits eine Zl reserviert wurde.

Dies bedeutet, dass der Konzentrador als Wartesystem bezüglich abgehender Verbindungswünsche betrieben wird. Der nicht bediente Tln wird beim weiteren Umlauf des Scanners wieder erkannt, und derselbe Vorgang wird wieder in Gang gesetzt. Eine weitere mögliche Betriebsweise wäre, das TFF zu setzen. Damit wird dieser Tln so lange vom Scanner ignoriert, bis er wieder aufgelegt hat. Aufgrund der Tatsache, dass der auflegende Tln keine Zl hat, wird das Ereignis ignoriert und nur das TFF rückgesetzt. In diesem Fall wird der AKT als Verlustsystem betrieben.

Die von dem WZU empfangenen Wählzeichen werden an die KAS gesandt. Auf Befehl der KAS wird ein Tln von einer Zl oder einem WZU getrennt.

Wie bereits erwähnt, werden alle AKT-Funktionen von der KAS ferngesteuert. Zu diesem Zweck besitzt sie eine mikroprogrammierte Steuerung und eine Reihe von Tabellen für

- den Belegungszustand der ZL
- Zustandskennung aktiver Tln
- Belegungszustand der WZU
- Zeitlagen/Hörtonspeicher

Die weiteren Baugruppen der KAS sind

- die Steuerdatenaustausch-Einrichtung zum AKT
- das Hörtonkoppelfeld
- die Steuerdatenaustausch-Einrichtung zum VR (MR, BR)

Aufgrund der obigen Tabellen und der Fähigkeit logische Entscheidungen zu treffen, übernimmt die KAS selbständig, d.h. ohne Datenaustausch mit dem VR, Aufgaben im Verbindungsauf- und abbau:

- Suchen einer freien Zl und eines freien WZU. Weiterleiten des Abhebeereignisses an den VR. Sperren von Verbindungswünschen im AKT falls alle Zl und/oder WZU belegt sind.
- Weiterleiten der von den WZU aufgenommenen und von der AKT-steuerung über den Signalisierungskanal an die KAS gesandten Wählzeichen an den VR. Hierbei gilt, dass Wählzeichen Priorität haben.
- Weiterleiten der von den WZU aufgenommenen und von der AKT-Steuerung über die Steuerdatenaustausch-Einrichtung an die KAS gesandten Wählzeichen an den VR. Hierbei gilt, dass Wählzeichen Priorität haben.
- Weiterleiten des Abhebeereignisses eines B-Tln an den VR.
- Weiterleiten des Anschaltbefehls für eine Zl oder einen WZU vom VR an den AKT.
- An- und Abschalten von Hörτόnen (Wählton wird automatisch bei Zuteilung eines WZU angeschaltet und nach der ersten Wählziffer abgeschaltet; Ruftton und Belegttton auf Veranlassung des VR)

Der Gesamtablauf dieser Funktionen ist im Flussdiagramm (Bild 3.5, Seiten 48-50) festgehalten.

3.2.3 Informationsaustausch zwischen VR und Peripherie über den BUS

Bild 3.6 (Seite 52) zeigt den Informationsaustausch zwischen VR und Peripherie. Der Informationsaustausch erfolgt zweistufig:

Das Kanalwerk stellt für jede periphere Einrichtung (KAS, SIG, Koppelnetz) ein Melderegister MR und ein Befehlsregister BR zur Verfügung. Das Melderegister wird von den peripheren Einheiten immer dann gefüllt, wenn es leer ist und eine Meldung in diesen Einheiten ansteht. Dabei wird eine Marke (Flag F) gesetzt, das anzeigt, dass das MR belegt ist.

Jedes Befehlsregister BR wird vom Kanalwerk zyklisch bedient und gefüllt, wenn Befehle von der Zentralsteuerung (VR) an die periphere Einheit anstehen. Auch hier zeigt eine Marke an, dass ein Befehl im BR steht.

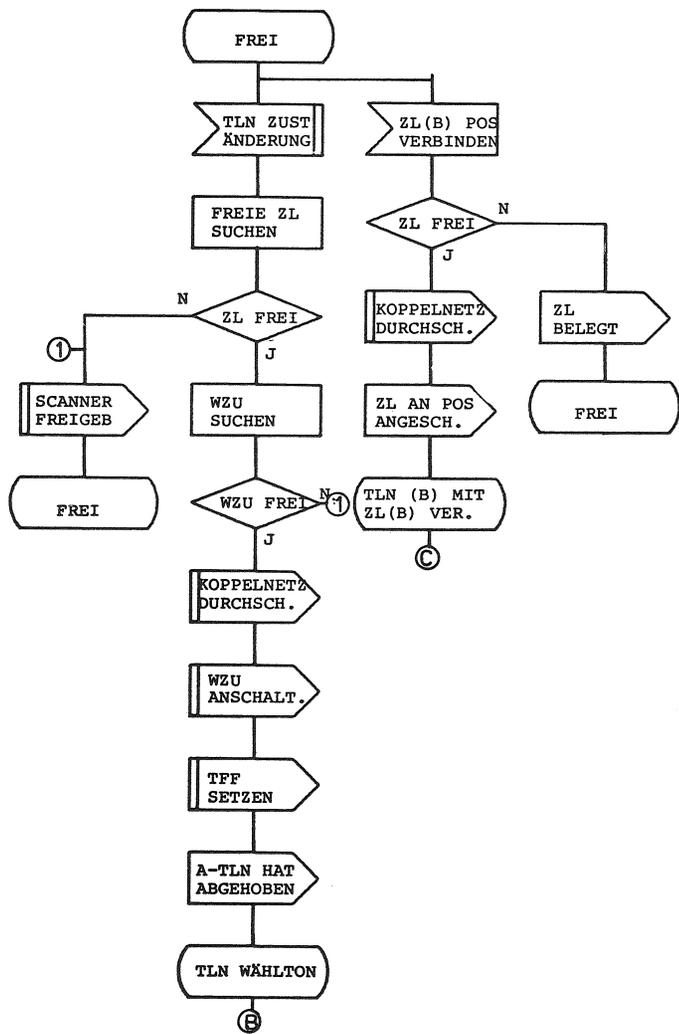


Bild 3.5: Ablaufdiagramm KAS, Teil A

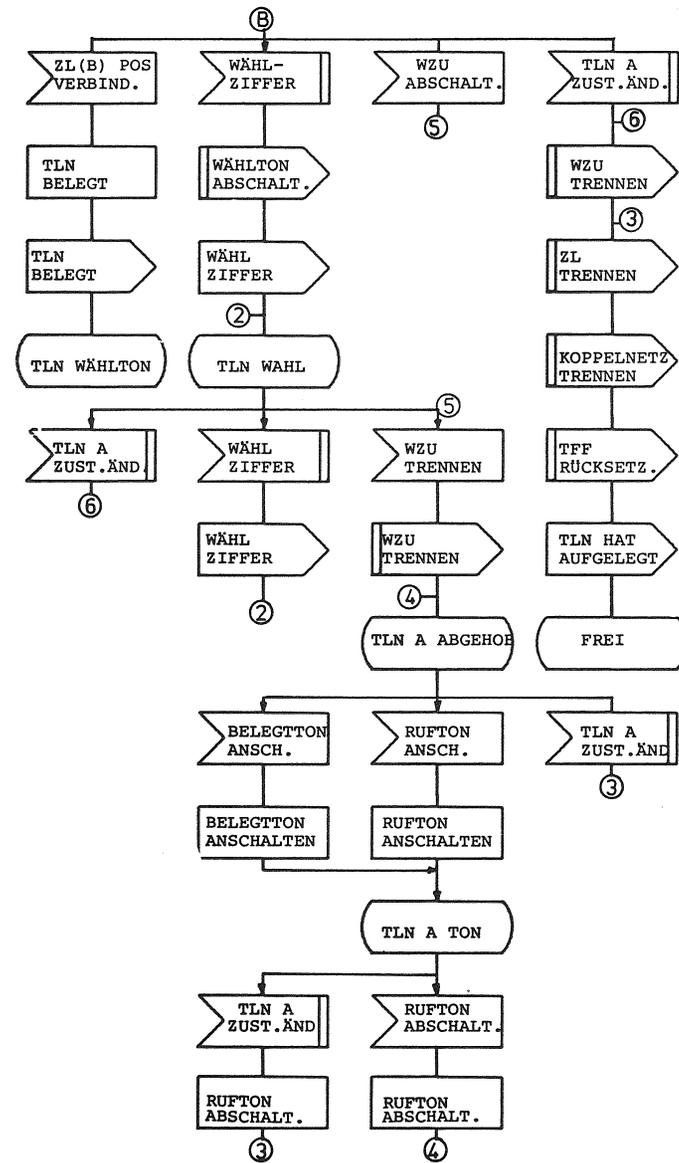


Bild 3.5: Ablaufdiagramm KAS, Teil B

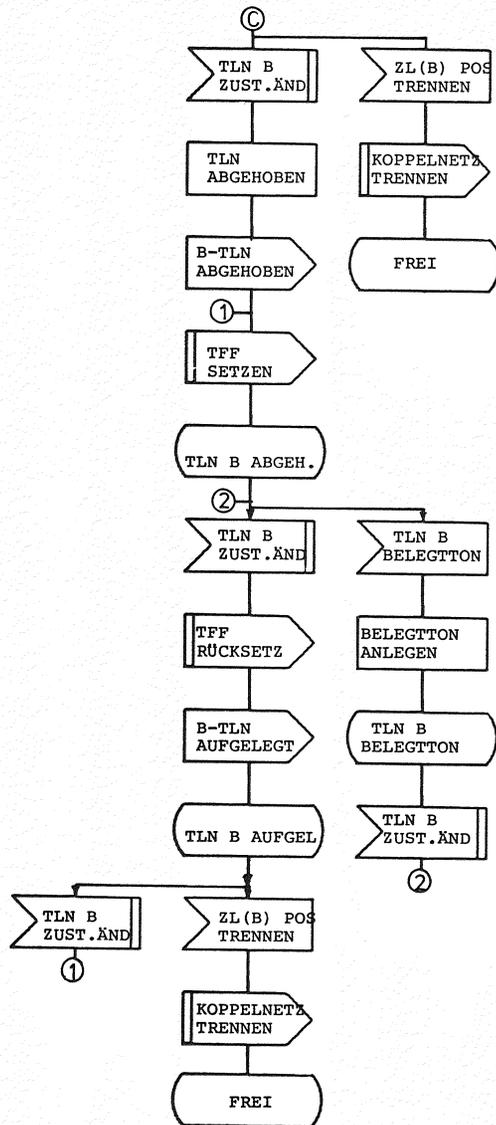


Bild 3.5: Ablaufdiagramm KAS, Teil C

Das Kanalwerk arbeitet taktgesteuert. Zu jedem Taktzeitpunkt T_k (normalerweise alle 10 msec) übernimmt das Kanalwerk die Meldungen aus allen MR und schreibt sie über einen Schnellkanal des ASP (DMA, Cycle stealing) in einen Puffer EPU im Arbeitsspeicher. Anschliessend (noch zum gleichen Taktzeitpunkt) werden Befehle die im Puffer APU des Arbeitsspeicher liegen in gleicher Weise übernommen und in die BR eingetragen. Bei diesem Transfer ist für jedes MR und BR jeweils genau eine bestimmte Zelle des EPU bzw. APU reserviert.

Mit diesem Verfahren können für jedes Gerät pro Takt genau eine Meldung und ein Befehl transferiert werden. Stehen mehr als eine Meldung oder ein Befehl für dasselbe Gerät an, so müssen sie warten.

Die Übergabe/Übernahme Takte T_k für Meldungen/Befehle werden von einem zentralen Taktgeber TG erzeugt, der einen zweiten um 500 μ sec verschobenen Takt T_{VR} erzeugt. Dieser Takt T_{VR} erzeugt einen Interruptbefehl an den VR. Diesen Zeitablauf zeigt Bild 3.7.

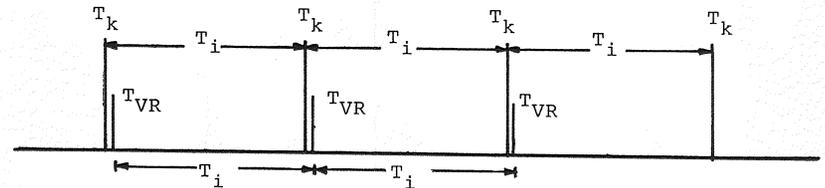


Bild 3.7: Taktbeziehungen des Kanalwerkes

Aufgrund dieses Interrupts wird eine Betriebssystemroutine (TBR, siehe Kap. 6) aktiviert, die den Eingabepuffer EPU des ASP nach Meldungen absucht. Eine Meldung ist vorhanden, wenn nicht alle bit einer Zelle gleich 0 sind. Der Code der Meldung wird analysiert. Reguläre Meldungen werden in die Warteschlange EWSR eingetragen, Fehlermeldungen in die Warteschlange EWSF. Beide Warteschlangen werden entsprechend der Strategie FIFO bearbeitet.

Der Ausgabepuffer APU wird aus der Warteschlange für Befehle (Fehlerfall) AWSF mit Priorität gegenüber den Befehlen in der Warteschlange AWSR (Regulärer Fall) gefüllt. Dabei wird jener Teil des Befehls dekodiert, der die Nummer des peripheren Gerätes enthält, und der Befehl in die entsprechende Stelle des Ausgabe-

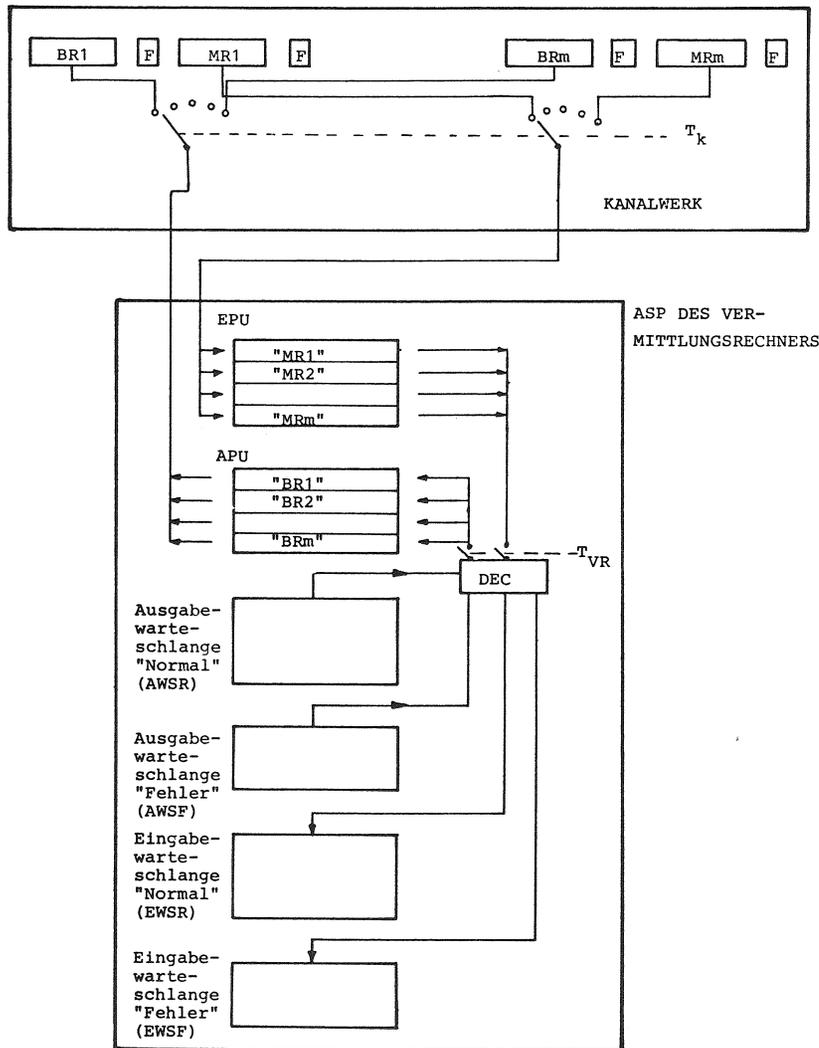


Bild 3.6: Informationsaustausch zwischen VR und Peripherie

puffers APU eingetragen.

Stehen Fehlermeldungen an, oder müssen Befehle mit Priorität abgesetzt werden, so können auch mehr als eine Meldung oder ein Befehl je Gerät übertragen werden. Ebenfalls kann die Übergabe in solchen Fällen asynchron mit Vorrang erfolgen.

Es besteht weiterhin die Möglichkeit, den Takt T_k bzw. T_{VR} auf Befehl des VR zu verändern (siehe Kap. 5).

3.2.4 Der Vermittlungsrechner (Internverbindungen)

Die wesentlichen Aufgaben des Vermittlungsrechners sind:

- Wählzifferauswertung
- Wegesuche durch das Koppelnetz
- Gebührenberechnung
- Überwachung der Verbindungen, Dokumentation
- Realisierung und Bearbeitung von besonderen Leistungsmerkmalen
- Prüf- und Überwachungsoperationen für alle vermittlungstechnischen Einrichtungen.

Im folgenden soll kurz der - auch im Modell realisierte- Ablauf eines normalen Verbindungsauf- und abbaus aus der Sicht des Vermittlungsrechners (Internverbindung) beschrieben werden. (Siehe Bild 3.8, Teile A,B,C auf den Seiten 54-56)

Wenn die Meldung "A-Tln hat abgehoben" über das Kanalwerk und die TBR in die Eingabewarteschlange EWSR übertragen wird, so wird der zugehörige Arbeitsprogramm-Modul APM unter der Ablaufsteuerung ALS7 (vgl. Kap. 6) aktiviert. Mit Hilfe des für jeden Tln vorhandenen Kennungsspeichers (siehe Anhang A1.2) wird geprüft, ob der Tln berechtigt ist, eine Verbindung aufzubauen. Ist der Tln berechtigt, so wird eine Zeitüberwachung aktiviert. Es wird ein zeitlagenindividueller Zustandsspeicher ZUSP (siehe Anhang A1.3) angelegt, der bis zum Auflegen des Tln alle Daten über den gegenwärtigen Stand der Verbindung, über die angeschalteten, belegten Einheiten (Zl,WZU) und über die Berechtigungen des Tln enthält. Weiter wird ein Wählzeichenaufnahmespeicher WZASP (siehe Anhang A1.4) zugewiesen, der die Wählziffern bis zu ihrer Auswertung oder Nachsendung (bei Externverkehr) aufbewahrt.

Eintreffende Wählziffern werden in der Regel schritthaltend oder in Gruppen von 2 ausgewertet. Damit kann möglichst frühzeitig

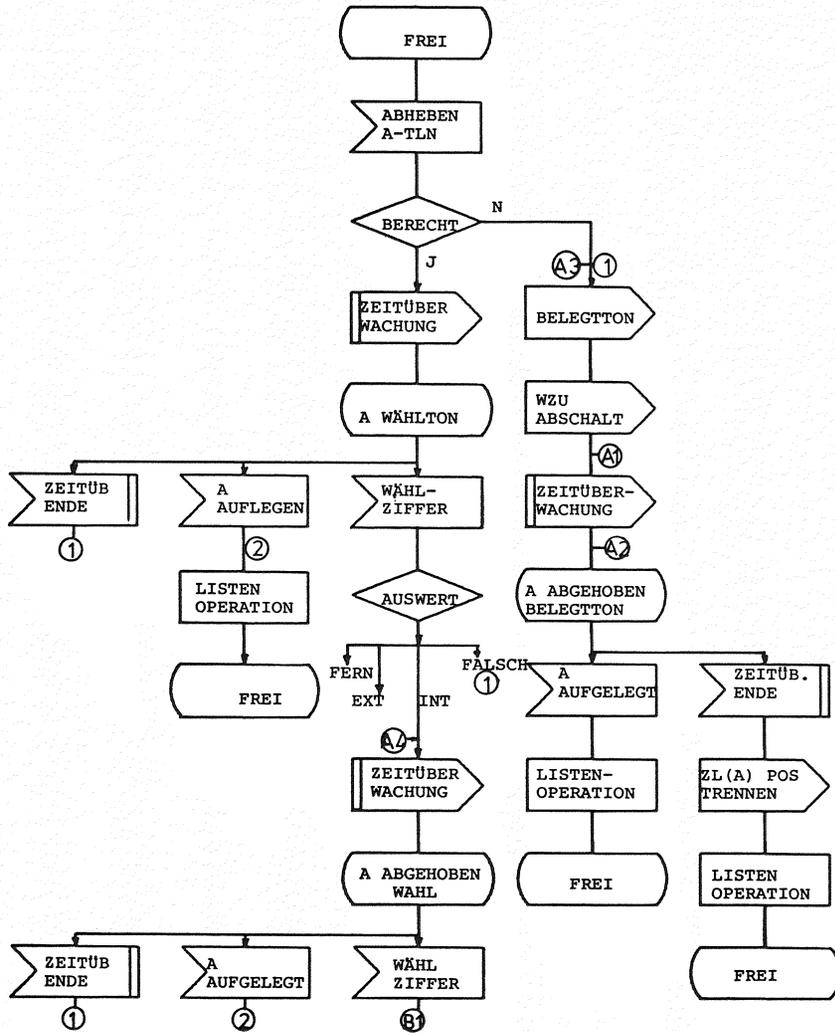


Bild 3.8: Ablaufgeschehen im Vermittlungsrechner, Teil A

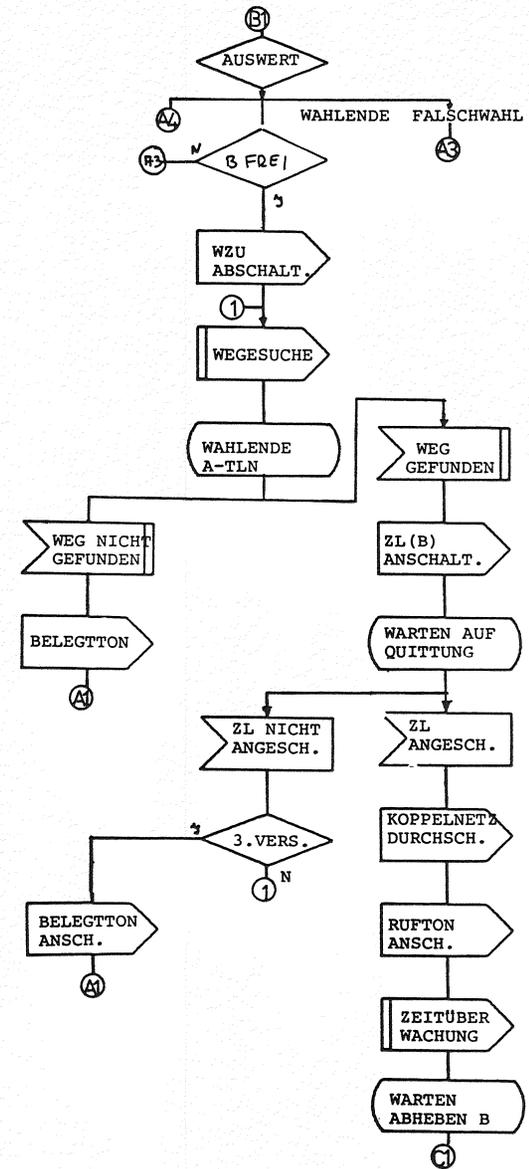


Bild 3.8: Ablaufgeschehen VR, Teil B

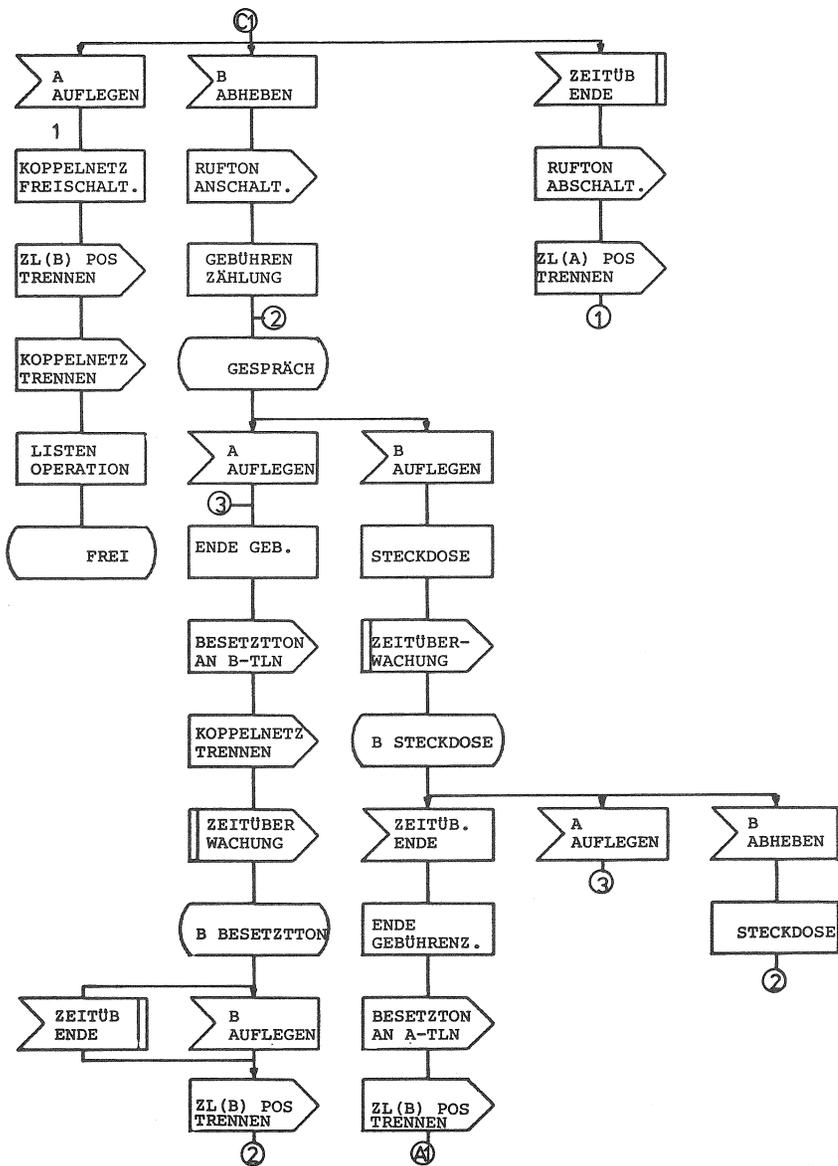


Bild 3.8: Ablaufgeschehen VR, Teil C

Fern-, Extern-, Internverkehr oder Falschwahl erkannt werden. Bei Wahlende steht bei Internverkehr auch die Positionsnummer POS des gerufenen Tln fest (Zuordnungsliste Rufnummer-Position). Es wird dann ein WZU-Abschaltebefehl generiert. Anschliessend erfolgt eine Wegesuche durch das zentrale Koppelnetz ZKF, von der Zeitlage des rufenden Tln zu einer freien Zl eines PCM Systems zum Konzentratoren des gerufenen Tln.

Als Ergebnis einer erfolgreichen Wegesuche wird ein Anschaltebefehl an die KAS des B-Tln generiert: "Verbinde über das AKT-Koppelnetz den B-Tln mit der ausgewählten Zeitlage. Dieser Befehl muss quittiert werden. Nach der Quittung wird das zentrale Koppelnetz ZKF durchgeschaltet.

Auch für einen B-Tln wird ein ZUSP angelegt. Beim Auflegen eines A-Tln erhält der B-Tln Belegttton. Nach dem Auflegen des B-Tln wird ein Trennbefehl an die KAS gesandt (ZlB-POS trennen).

Für den Normalfall einer Verbindung wird mit Hilfe der SDL ein Ablaufdiagramm angegeben. (Bild 3.8). Das Diagramm bezieht sich auf reinen Internverkehr.

3.2.5 Die Signalisierungseinrichtung SIG

Die Signalisierungseinrichtung SIG dient dem Steuerdatenaustausch mit einer anderen VSt. Bild 3.9 zeigt die prinzipielle Anordnung.

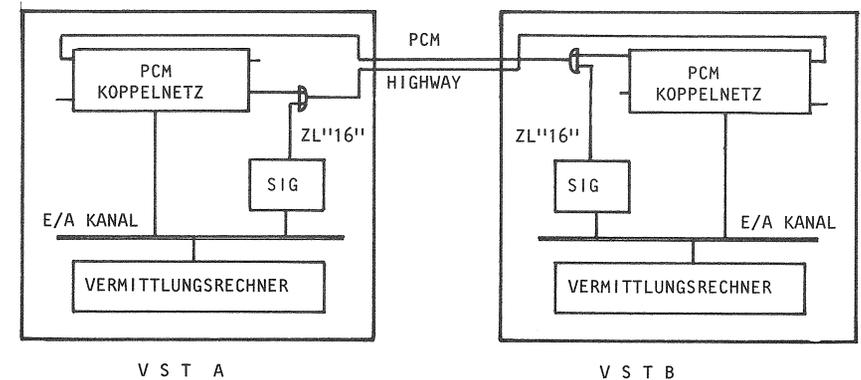


Bild 3.9: Prinzipielle Anordnung der SIG in den VStn.

Jede SIG ist mit einem Signalisierungskanal (Zl 16 eines PCM-Systems) zu einer Partner-VSt verbunden. Die andere Seite jedes SIG hat über den BUS Zugang zum VR.

Die SIG führen alle Aufgaben der

- Steuerdatenformatierung
- Steuerdatenübertragung
- Steuerdatenprüfung bezüglich Übertragungsfehler durch.

Sie treffen jedoch keine Entscheidungen und führen keine Datenvorverarbeitung bezüglich der Nutzdaten (Signalisierungsinformation) durch.

Die SIG werden für unterschiedliche Signalisierungsverfahren eingesetzt. Eine Beschreibung des Signalisierungsverfahrens No.6 findet sich in /30-31 und 23/.

Im weiteren soll jedoch nur die Signalisierung zu einer VSt des gleichen Typs (PCMV) im Ortsnetz betrachtet werden.

Hierfür wurde eine spezielle Signalisierungsprozedur entwickelt.

Die Befehle einer VSt bei Externverkehr, die über die SIG ausgesandt werden, bzw. die Meldungen die empfangen werden zeigt Anhang A1.5.

3.2.6 Der Vermittlungsrechner (Externverbindungen)

Bei Externverkehr muss der VR zwei zusätzliche Betriebsmittel verwalten:

- die PCM-Zeitlagen von der betrachteten VSt A zu einer VSt B
- Wählzeichenaufnahmespeicher die in der VSt-B zur Verfügung gestellt werden müssen (WZASPB), aber von der VSt-A verwaltet werden.

Es werden hier einfach gerichtete PCM-Systeme zwischen den VStn betrachtet. D.h. die PCM Zeitlagen von der VSt-A zu der VSt-B (bezogen auf die Verbindungsaufbaurichtung) werden ausschliesslich in der VSt A verwaltet.

Die WZASPB in der VSt B dienen zur Aufnahme der von der VSt A nachgesandten Wählziffern. Es sind 8 WZASPB vorhanden, die ebenfalls von der VSt A verwaltet werden.

Im folgenden soll kurz als Beispiel der Verbindungsauf- und abbau einer Externverbindung von der VSt A zur VSt B beschrieben werden.

Es werden daher auch nur die Operationen in der VSt A beschrieben.

Der Ablauf bis zur Feststellung "Externverkehr" ist der gleiche wie bei Internverkehr und in Kap. 3.2.4 beschrieben.

Für die weiteren Ausführungen siehe auch Bild 3.10 Teil A und B auf den Seiten 60 bis 61.

Wird Externverkehr festgestellt, so muss vom VR eine freie Zl zur VSt-B (ZLG) und ein freier WZASPB in der VSt-B gefunden werden. Das Koppelnetz wird, bei erfolgreicher Zuteilung einer Zl und eines WZASPB und eines freien Weges durch das Koppelnetz, durchgeschaltet. Die Wählziffern werden nachgesandt.

Legt der A-Tln in der Zwischenzeit auf, so werden die belegten Einrichtungen freigegeben und eine Meldung an die VSt-B gesandt. Ist ein Verbindungsaufbau in der VSt B nicht möglich, so erhält der A-Tln Belegton aus seiner eigenen VSt.

Mit der Meldung Wahllende aus der VSt B wird der Wählzeichenempfänger WZU abgeschaltet und nach der Meldung Gesprächsbeginn wird die Gebührenzählung aktiviert.

Der Verbindungsabbau geht entweder von der VSt A aus, wenn der A-Tln auflegt, oder von der VSt B wenn der B-Tln als erster auflegt. In beiden Fällen wird die Freigabe der ZLG von der VSt A vorgenommen.

Bild 3.10 zeigt vereinfacht das Ablaufgeschehen unter Benützung von SDL.

Pfeilspitze oder Pfeilende nach links bedeutet dabei Meldung oder Befehl in der VSt-A, nach rechts Meldung oder Befehl zur VSt-B.

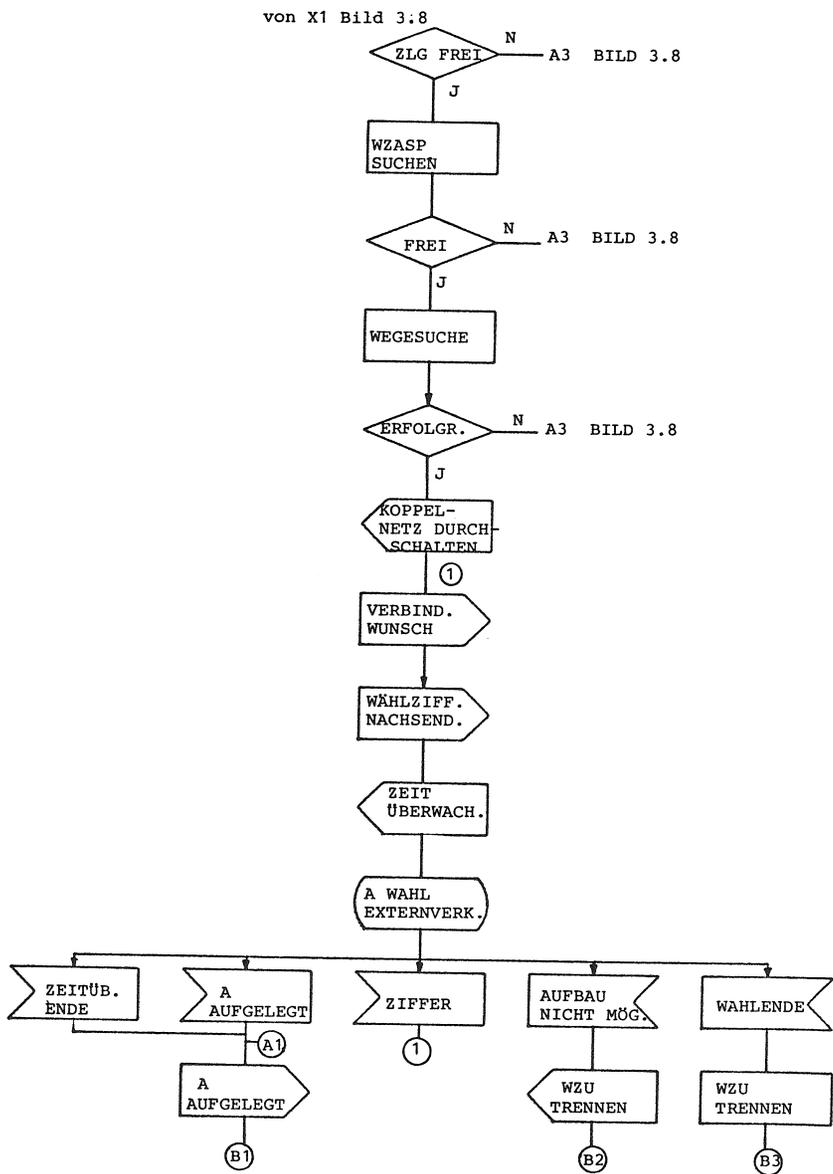


Bild 3.10: Ablaufgeschehen VR, Externverkehr Teil A

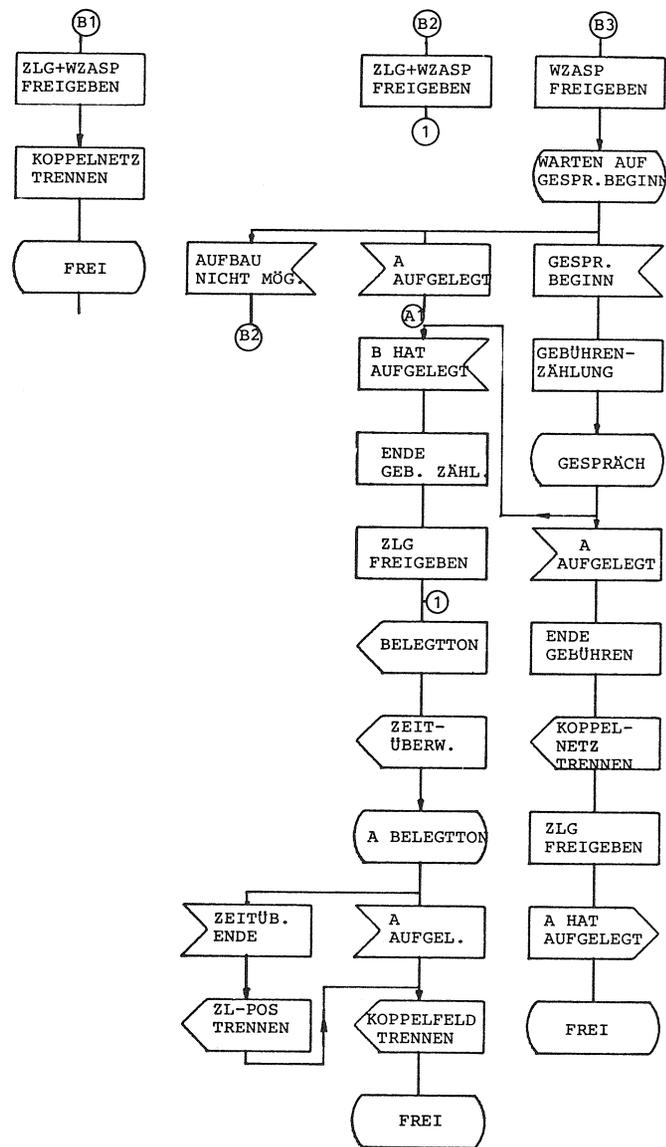


Bild 3.10: Ablaufgeschehen VR, Externverkehr Teil B

4. Teilnehmerverhalten

4.1 Allgemeines

Wie eine grosse Zahl von Untersuchungen gezeigt hat /32-34/, wird das Verhalten eines rechnergesteuerten Vermittlungssystems, d.h. die Belastung der Bündel, des Koppelnetzes, der Steuerung, die Wartezeiten, Antwortzeiten usw. stark von dem Verhalten der angeschlossenen Teilnehmer beeinflusst.

Es ist nun nötig zu definieren, was man unter Teilnehmerverhalten versteht, und woher die Beeinflussung eines Vermittlungssystems kommt. Unter Teilnehmerverhalten werde verstanden (Bild 4.1)

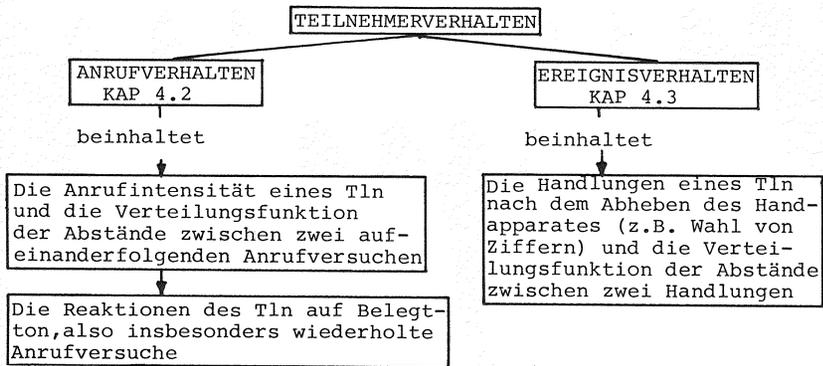


Bild 4.1 Teilnehmerverhalten

Diese allgemeine Aussage soll im Folgenden näher spezifiziert werden.

4.2 Anrufverhalten

Unter Anrufverhalten werde verstanden:

- Die Häufigkeit der Anrufversuche eines Tln (Verbindungswünsche) und die Verteilungsfunktion der Abstände von Anrufversuchen einer Gruppe von Tln. Diese Anrufversuche werden als Erstversuche bezeichnet.

- Die Reaktionen des Tln auf Belegton während eines Verbindungsversuches. Sie äussert sich darin, dass der Tln auf den Verbindungsversuch verzichtet bzw. nach einer gewissen Zeit einen weiteren Versuch unternimmt. Das Verhalten ist also hier durch die Wahrscheinlichkeit für einen wiederholten Anrufversuch (repeated call attempt) und durch die Verteilungsfunktion der Abstände von Wiederholungen gekennzeichnet.

4.2.1 Anrufrate und Verteilungsfunktion für Erstversuche

Messungen haben ergeben /35/ dass man im Normalfall von einer Anrufrate λ von 1-2 Rufen je Tln und Hauptverkehrsstunde ausgehen kann.

Betrachtet man eine Gruppe von Tln, so genügen die einfallenden Belegungsversuche (Anrufe), der sog. Ankunftsprozess, gewöhnlich einer Poisson-Verteilung /32+33/

$$P_x(t_0) = \frac{(\lambda t_0)^x}{x!} e^{-\lambda t_0}$$

Dabei bedeutet $P_x(t_0)$ die Wahrscheinlichkeit, dass im Zeitintervall der Länge t_0 genau x Anrufversuche einfallen. λ ist dabei die mittlere Zahl von Anrufversuchen dieser Gruppe von Tln je Zeiteinheit.

Ankunftsprozesse die einer Poisson-Verteilung gehorchen, werden als Poisson-Prozess bezeichnet. Sie besitzen negativ-exponentiell verteilte Ankunftsabstände. Wird ein mittlerer Anrufabstand $a_m = 1/\lambda$ vorausgesetzt, so gilt für die Wahrscheinlichkeit, dass der Anrufabstand a höchstens gleich der Zeit t ist (Bild 4.2)

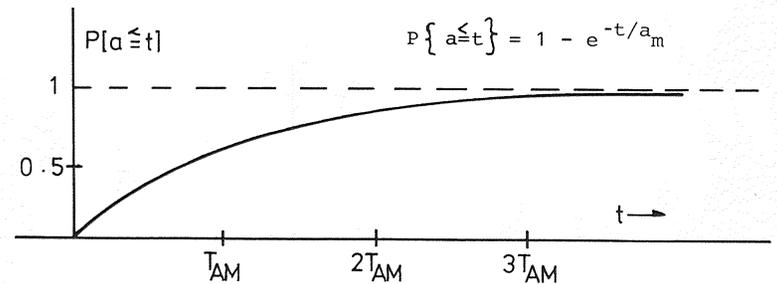


Bild 4.2: Negativ exponentielle Verteilung

4.2.2 Wiederholte Anrufversuche

Führt ein Anrufversuch nicht zum Ziel. so wird der Tln mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit einen weiteren Versuch unternehmen. Man kann das Verhalten bezüglich wiederholter Anrufversuche also durch die Wahrscheinlichkeit für Wiederholung und durch Mittelwert und Verteilungsfunktion für die Zeit zwischen zwei wiederholten Anrufversuchen eines Tln, kennzeichnen.

Alle Untersuchungen in der Literatur /36-37/ zeigen, dass diese Werte stark von der Ursache für einen wiederholten Anrufversuch (Tln belegt oder Gassenbesetzt) wie auch von persönlichen und räumlichen Faktoren abhängen (z.B. Antworten auf Rundfunk/Fernseh- Quiz Sendungen, Geschäftsschluss usw).

Es ist auch bis heute aus der Literatur kein einfaches Modell für wiederholte Anrufversuche bekannt, das die Ursachen für wiederholte Versuche mit berücksichtigt. Insbesondere liegen für die Verteilungsfunktion keine gesicherten Erkenntnisse vor.

In dieser Arbeit werden daher wiederholte Anrufversuche nur insoweit berücksichtigt, als sie zu einer Erhöhung der Anrufrate beitragen. Die nachfolgenden Untersuchungen werden also mit verschiedenen Werten für die Anrufrate durchgeführt werden. Dabei wird jedoch als Anrufprozess immer der Poissonprozess benützt. Dies scheint aus zwei Gründen gerechtfertigt zu sein:

- 1) Alle Messungen des Anrufverhaltens, auch bei entsprechendem Verlust und damit bedingter Anrufwiederholungen, zeigen eine gute Übereinstimmung mit dem Poissonprozess /33/.
2) Für sehr hohe Anrufraten mit dementsprechenden Verlusten, hat der Typ der Verteilungsfunktion immer weniger Einfluss auf das Systemgeschehen, da hier sozusagen immer eine Anforderung erzeugt wird. ("Gesättigter Hintergrund").

4.3 Ereignisverhalten

Nachdem in 4.2 das Verhalten der Tln bezüglich eines Verbindungswunsches erläutert wurde, wird hier das Verhalten des Tln nach dem Abheben des Handapparates (Verbindungswunsch) und nach der Wahlaufforderung durch das Vermittlungssystem (Wählton) beschrieben.

Die Aktionen oder Handlungen des Tln dürfen nicht isoliert be-

trachtet werden, denn z.B. kann das Abheben eines Tln einen Verbindungswunsch anzeigen, oder auch die Annahme eines ankommenden Rufes. Weiterhin folgt, dass die Folge von bestimmten Ereignissen (Handlungen) nicht unkorreliert abläuft. Zum Beispiel wird ein Tln im Regelfall Abheben (Verbindungswunsch) dann Wählen (Tln Auswahl) und nach Gesprächsende auflegen. Wir haben also damit eine Folge bestehend aus

Abheben -> Wählziffer -> Auflegen

Eine solche Folge von Ereignissen soll im folgenden Teilnehmer-Ereignis-Kette TEK genannt werden.

Welche verschiedenen TEK sind nun vorstellbar. Bei diesen Überlegungen ist es sinnvoll, unmögliche Kombinationen von Einzelereignisse wie z.B. Wählziffer Abheben A-Tln nicht zu betrachten, da diese nicht vom Tln erzeugt werden können. Es ergeben sich daher folgende 5 Grundkettentypen (Bild 4.3):

Table with 3 columns: Typ, Action sequence, and Description. It lists five types of participant event chains (TEK) such as 'Typ 1: Abheben -> Auflegen', 'Typ 2: Abheben -> Ziffer -> Auflegen', etc.

Bild 4.3: Teilnehmer-Ereignis-Ketten

Die Teilnehmer-Ereignis-Ketten repräsentieren also das mögliche Tln-Verhalten nach dem Abheben, während einer Verbindung oder eines Verbindungsversuches.

Da sie sich auf einen Verbindungsversuch oder eine Verbindung beziehen, sind die Handlungen des B-Tln mit enthalten. Man kann nun noch den TYP 5 unterteilen, je nachdem ob der A oder B-Tln zuerst auflegt (Bild 4.4).

Typ 50	Abheben	Ziffern	Abheben B	Auflegen A	Auflegen B
TYP 51	Abheben	Ziffern	Abheben B	Auflegen B	Auflegen A

Bild 4.4: Erweiterung TEK Typ 5

Jede Kette wird immer mit einem Abhebeereignis eingeleitet und mit einem Auflegeereignis abgeschlossen. Weitere Ereignisfolgen eines Tln nach dem Auflegen werden als getrennte, unabhängige Ketten verstanden.

Wie schon früher erwähnt, sendet das Vermittlungssystem dem Tln Hör-töne. Hierzu stehen in allen Vermittlungssystemen mindestens 3 Typen von Hör-tönen zur Verfügung:

- Wählton = Aufforderung zur Wahl
- Besetztton oder Belegtton = Anzeige für einen nicht weiter möglichen Verbindungsaufbau
- Rufton = Kennzeichnung dass der B-Tln gerufen wird.

Diese Ereignisse oder Meldungen des Vermittlungssystems an den Teilnehmer beeinflussen naturgemäss dessen Verhalten. Insbesondere der Belegtton beeinflusst das Tln-Verhalten, da der Tln nach dem Belegtton nur noch die Möglichkeit hat, aufzulegen. Beim Belegtton soll hier nun unterschieden werden, ob er aufgrund Tln-belegt oder Gassenbesetzt auftritt. Der Fall Tln-belegt wird mit als zum "ursprünglichen" Tln-Verhalten gehörig angesehen. Daher wird als "ursprüngliches Tln-Verhalten" die TEK betrachtet, die nur aufgrund des Verhaltens des Tln (incl. Tln-besetzt und Tln meldet sich nicht) entsteht, also ohne den Einfluss von Gassenbesetzt.

Unvernünftiges Tln Verhalten, z.B. Weiterwahl trotz Belegtton sei hier ausgeschlossen. Zur Beschreibung des Tln-Verhaltens nach

dem Abheben ist es also notwendig,

- die Wahrscheinlichkeit für das Auftreten einer bestimmten TEK aufgrund des ursprünglichen Tln-Verhaltens
- und aufgrund von Meldungen (Reaktionen) des Vermittlungssystems zu bestimmen. Weiterhin müssen die Mittelwerte der Zeiten zwischen zwei Tln-Ereignissen und deren Verteilungsfunktionen bekannt sein. Bild 4.5 gibt Werte für die Wahrscheinlichkeit des Auftretens der verschiedenen TEK aufgrund des ursprünglichen Tln-Verhaltens /38/. Dabei wird zwischen Internverkehr, Externverkehr gehend und Externverkehr kommend unterschieden

TYP	Benennung	Auftrittswahrscheinlichkeiten [%]	Intern		
			Extern gehend		Extern kommend
TYP1	Belegen ohne Wahl	P_{TYP1}	10.6	10.6	-
TYP2	Belegen mit unvollst.Wahl	P_{TYP2}	7.3	7.3	4.1
TYP3	B-Tln Belegt	P_{TYP3}	17.9	17.9	20.4
TYP4	B-Tln meldet sich nicht	P_{TYP4}	6.3	6.3	7.1
TYP5	Gespräch	P_{TYP5}	57.9	57.9	68.4

Bild 4.5: Auftrittswahrscheinlichkeiten der TEK, umgerechnet aus /38/

Bild 4.6 gibt Werte für die mittleren Zeiten zwischen Ereignissen /38/. Sämtliche Werte gelten für Tastwahl.

Ereignis		Mittlere Ereignisdauer in sec
Belegen ohne Wahl	T_{AA}	3.5
Wahlbeginn	T_{AZ}	2.5
Tastabstand	T_{ZZ}	0.71
Anhördauer Besetztton	T_B	4.0
Anhördauer Rufton	T_R	40.0
Anhördauer Rufton mit Abheben B-Tln	T_{RG}	15.0
Gespräch	T_G	145.0
Auflegen nach Ziffer	T_{ZA}	1.1

Bild 4.6: Mittlere Zeiten für Ereignisse

Erläuterung der Abkürzungen in Bild 4.7

$P_{1,2}$	Wahrsch. die 1. Ziffer zu wählen
$1-P_{1,2}$	Wahrsch. ohne Wahl aufzulegen
$P_{2,3}$	Wahrsch. die 2. Ziffer zu wählen
$1-P_{2,3}$	Wahrsch. nach der 1. Ziffer aufzulegen
$P_{3,4}$	Wahrsch. die 3. Ziffer zu wählen
$P_{n,n+1}$	Wahrsch. die n. Ziffer zu wählen
$1-P_{n,n+1}$	Wahrsch. nach der n. Ziffer aufzulegen
$P_{n+1,n+5}$	Wahrsch. für Belegttton wegen Tln belegt
$P_{n+2,n+4}$	Wahrsch. für Anhören Rufton ohne Gespräch
$1-P_{n+2,n+4}$	Wahrsch. für Gespräch
$h_1 = T_{AZ}$	Abheben bis Beginn Wahl 1. Ziffer
$h_2 = T_{ZZ}$	Beginn Wahl 1. Ziffer bis Beginn Wahl 2. Ziffer
$h_{n-1} = T_{ZZ}$	Beginn Wahl (n-1)ter Ziffer bis Beginn Wahl n. Ziffer
$h_n = T_{ZZ}$	Beginn Wahl n. Ziffer bis Ende Wahl n. Ziffer
$h_{n+1} = T_{RG}$	Anhördauer Rufton (bei nachfolgendem Gespräch)
$h_{n+2} = T_{TG}$	Gesprächsdauer
$h_{n+3} = T_R$	Anhördauer Rufton (ohne nachfolgendes Gespräch)
$h_{n+4} = T_B$	Anhördauer Belegttton
$h_{n+5} = T_{ZA}$	Zeit zwischen Wahl der Ziffer und Auflegen
$h_{n+6} = T_{AA}$	Zeit zwischen Abheben und Auflegen ohne Wahl

4.5.2 Spezialisiertes Modell

Für alle weiteren Untersuchungen gilt folgendes, vereinfachtes Modell: (Bild 4.8)

- Die Rufnummernlänge ist für die Verkehrsart "Internverkehr" 5 oder 8 Ziffern, wobei falls nichts anderes gesagt wird immer mit 5 Ziffern gearbeitet wird, für die Verkehrsart "Externverkehr" 10 Ziffern.
- Ein Wahlabbruch kann nur nach der 2. Ziffer erfolgen.

Der gestrichelt eingezeichnete Zweig in Bild 4.8 wird im Kap 5.5.2.3 benötigt.

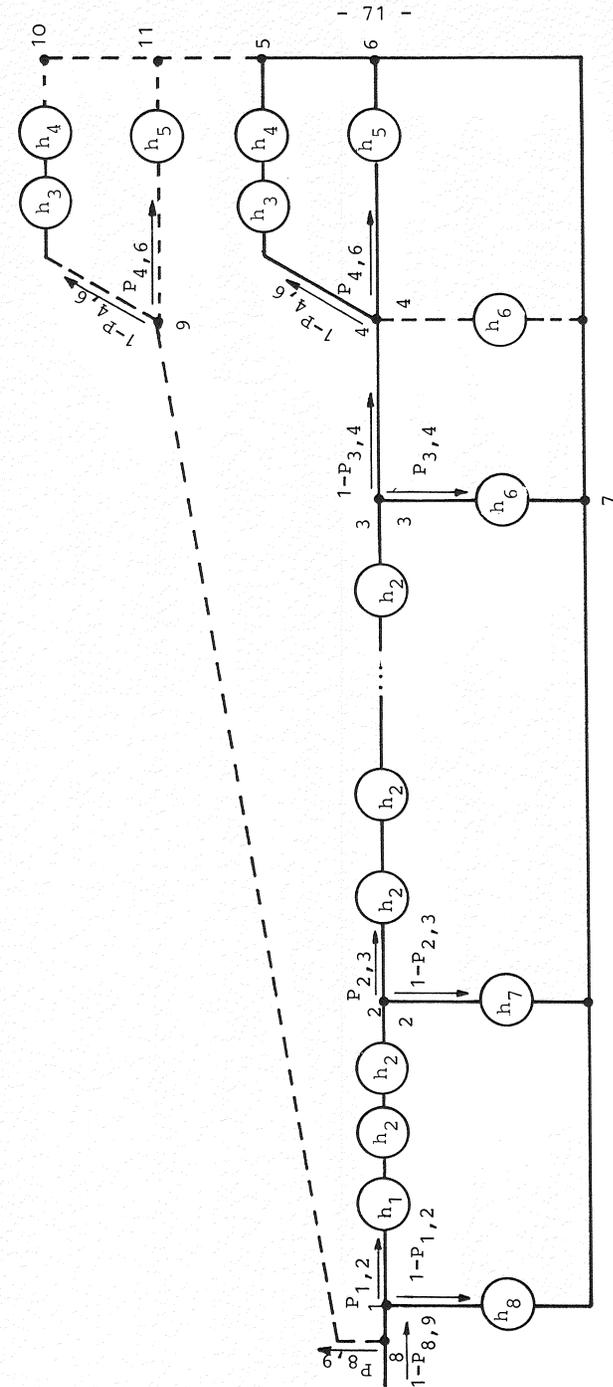


Bild 4.8: Vereinfachter TEK-Graph (gestrichelt nur für Kapitel 5.5.2.3)

Erläuterung der Abkürzungen in Bild 4.8.

$P_{1,2}$	Wahrscheinlichkeit für Wahl der 1.+ 2. Ziffer
$1-P_{1,2}$	Wahrscheinlichkeit für Auflegen ohne Wahl
$P_{2,3}$	Wahrscheinlichkeit für Wahl 3.bis 10. Ziffer
$1-P_{2,3}$	Wahrscheinlichkeit für Wahlabbruch
$P_{3,4}$	Wahrscheinlichkeit Belegttton nach Wahlende wegen Tln-belegt
$P_{4,6}$	Wahrscheinlichkeit für Anhören Ruftton ohne Gespräch
$1-P_{4,6}$	Wahrscheinlichkeit für Gespräch
h_1	Zeit vom Abheben bis Beginn der Wahl der 1.Ziffer (T_{AZ})
h_2	Wahldauer + Wahlpausendauer (T_{ZZ})
h_3	Anhördauer Ruftton (T_{RG})
h_4	Gespräch (T_G)
h_5	Anhördauer Ruftton (T_R)
h_6	Anhördauer Belegttton (T_B)
h_7	Zeit von Wahl Ziffer bis Auflegen bei unvollst. Wahl (T_{ZA})
h_8	Zeit Abheben bis Auflegen ohne Wahl (T_{AA})

Für die Wahrscheinlichkeiten $P_{i,j}$ des vereinfachten TEK-Graphen ergeben sich aufgrund der Wahrscheinlichkeiten für die TEK-Typen (Bild 4.5) folgende Werte.

Es gilt

TEK TYP 1 ergibt sich aus folgendem Weg durch den TEK-Graphen

- 1-7
- TEK TYP 2 aus Weg 1-2-7
- TEK TYP 3 aus Weg 1-2-3-7
- TEK TYP 4 aus Weg 1-2-3-4-6-7
- TEK TYP 5 aus Weg 1-2-3-4-5-7

Es werden 5 stellige Rufnummern angenommen (Internverkehr).

Die Wahrscheinlichkeit hierfür ist P_{ZIFF5} . Für Rufnummern mit grösserer Ziffernzahl (8 Ziffern mit P_{ZIFF8} , 10 Ziffern mit P_{ZIFF10}) gelten die gleichen Werte

Es gilt also

$$P_{TYP1} = 1 - P_{1,2} \quad (4.1)$$

$$P_{TYP2} = P_{1,2} \cdot (1 - P_{2,3}) \quad (4.2)$$

$$P_{TYP3} = P_{1,2} \cdot P_{2,3} \cdot P_{3,4} \quad (4.3)$$

$$P_{TYP4} = P_{1,2} \cdot P_{2,3} \cdot (1 - P_{3,4}) \cdot P_{4,6} \quad (4.4)$$

$$P_{TYP5} = P_{1,2} \cdot P_{2,3} \cdot (1 - P_{3,4}) \cdot (1 - P_{4,6}) \quad (4.5)$$

Aus 4.1 folgt $P_{1,2} = 1 - P_{TYP1} \quad (4.6)$

Aus 4.2 und 4.6 folgt $P_{2,3} = \frac{1 - P_{TYP1} - P_{TYP2}}{1 - P_{TYP1}} \quad (4.7)$

Aus 4.3, 4.6 und 4.7

$$P_{3,4} = \frac{P_{TYP3}}{1 - P_{TYP1} - P_{TYP2}} \quad (4.8)$$

Aus 4.4, 4.6, 4.7 und 4.8

$$P_{4,6} = \frac{P_{TYP4}}{1 - P_{TYP1} - P_{TYP2} - P_{TYP3}} \quad (4.9)$$

Mit den Zahlenwerten aus Bild 4.5 folgt

$P_{1,2} = 89,4\%$
$P_{2,3} = 91,8\%$
$P_{3,4} = 21,8\%$
$P_{4,6} = 9,8\%$

5. Untersuchung des Verkehrsverhaltens der Steuerung von SPC Vermittlungssystemen

5.1 Definition des Begriffs "Verkehrsverhalten"

Um eine Verbindung herzustellen, muss der Tln dem Vermittlungssystem seine Wünsche mitteilen. Betrachtet man das Vermittlungssystem als eine "black box" (Bild 5.1) so entstehen in seiner Umgebung Ereignisse, die als Anforderungen am Eingang des Vermittlungssystems eintreffen.

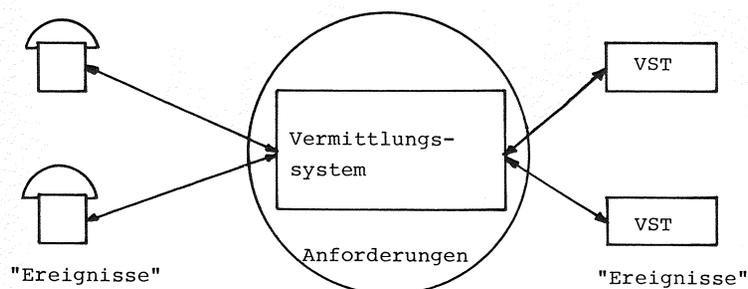


Bild 5.1 Vermittlungssystem

Diese Anforderungen können von den Tln kommen, oder von anderen Vermittlungsstellen. Die Beschreibung der Anforderungen durch Tln kann mit Hilfe des Modells TEK (siehe Kap 4) erfolgen.

Diese Anforderungen bilden einen stochastischen Prozess. Das "Verhalten" des Vermittlungssystems gegenüber diesem Prozess wird als Verkehrsverhalten bezeichnet. "Verhalten" des Systems wird ausgedrückt in Kenngrößen wie

- Belastung
- Wartezeiten
- Antwortzeiten
- Verluste usw.

Die Kenngrößen, die das Verkehrsverhalten beschreiben sind Teil der das Vermittlungssystem insgesamt beschreibenden Kenngrößen /39/.

5.2 Kenngrößen eines Vermittlungssystems

Ein Vermittlungssystem wird durch folgende Arten von Kenngrößen beschrieben:

- Kenngrößen, die die Struktur beschreiben.
 - Struktur des Durchschaltenetzwerks
 - z.B. Raum-/Zeitvielfach-Durchschaltung
 - Stufenzahl
 - Verdrahtung
 - Zahl der Ltg usw.
 - Struktur der Steuerung
 - z.B. Auflistung der Baugruppen und ihrer Funktionen
 - Mechanismen zum Steuerdatenaustausch
 - Hierarchische/funktionelle Gliederung
- Kenngrößen, die die Betriebsweise beschreiben
 - Betriebsweise des Durchschaltenetzes
 - z.B. Punkt-Punkt-Wahl
 - Punkt-Bündelwahl usw.
 - Betriebsweise der Steuerung
 - z.B. Ein/Mehrrechnersystem
 - Ersatzschaltestrategien usw.
- Kenngrößen, die die Leistungsmerkmale beschreiben
 - statische Größen
 - Merkmale aus der Sicht des Betreibers
 - z.B. Bedienung des Systems
 - Hilfsmittel für die Bedienung
 - Signalisierungsverfahren
 - Zahl der anschliessbare Ltg usw.
 - Merkmale aus der Sicht des Benutzers
 - z.B. Facilities (Kurzwahl, Anklopfen, Rufumlenkung)
 - Töne oder Hinweistexte
 - Verfügbarkeit
 - Sprachgüte usw.
 - dynamische (verkehrsabhängige) Kenngrößen
 - Aus der Sicht des Betreibers
 - z.B. Durchsatz (BHC)
 - Überlastungsschutz
 - Belastung der Steuerung usw.

- Aus der Sicht des Benutzers
 - z.B. Wahrscheinlichkeiten für Verlust
 - Rufton-/Wähltonverzug usw.

In diesem Kapitel steht die Bestimmung der verkehrsabhängigen (dynamischen) Kenngrößen (Verkehrsverhalten) eines Vermittlungssystems im Vordergrund. Dabei wird auch der Einfluss der Betriebsweise bzw. der Leistungsmerkmale (statische Kenngrößen) auf das Verkehrsverhalten untersucht. Daraus folgt eine Empfehlung für bestimmte Leistungsmerkmale, deren Realisierung anhand eines konkreten Vermittlungssystems (System PCMV) gezeigt wird.

Einen Überblick über Methoden und Verfahren zur Bestimmung des Verkehrsverhaltens gibt der nächste Abschnitt.

5.3 Methoden und Verfahren zur Untersuchung des Verkehrsverhaltens der Steuerung von SPC Vermittlungssystemen

Zur Untersuchung des Verkehrsverhaltens der Steuerung von Vermittlungssystemen muss in jedem Fall ein Modell des realen Systems entwickelt werden. /40-52/

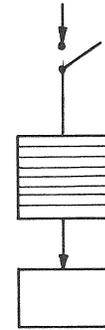
5.3.1 Modelle

Ein Modell ist die (meist) vereinfachte Darstellung des realen Systems. Es muss die Struktur wie auch die Betriebsweise des realen Systems genügend genau nachbilden. Genügend genau bedeutet, dass alle Einflussgrößen, die die zu bestimmende Kenngröße signifikant beeinflussen, berücksichtigt werden müssen. Andererseits muss das Modell so einfach (und damit vergrößernd) sein, dass es für die gewählte Untersuchungsmethode zugänglich ist. Die Untersuchungsmethode die angewendet wird, hängt davon ab, welche Aussagen die Untersuchung liefern soll.

5.3.2 Analytische Untersuchungsmethoden

Es wird ein mathematisches Modell des realen Systems erstellt. Dieses Modell ist ein sog. Warteschlangenmodell, bei dem Pufferspeicher durch Warteschlangen und Verarbeitungseinheiten durch

Bedienungseinheiten nachgebildet werden. Bild 5.2 /40/ zeigt z.B. das Warteschlangenmodell für die Zentralsteuerung eines Vermittlungssystems.



g $f(g)$

taktmässige Ankunft von Anforderungen (während des Taktes treffen g Anforderungen mit der Wahrscheinlichkeit $f(g)$ ein)

Pufferspeicher mit s Speicherplätzen

Bedienungseinheit mit Bedienungszeiten nach Erlang- k -Verteilung. (Aufgrund von Messungen am realen System)

Bild 5.2: Warteschlangenmodell aus /40/

Zur analytischen Untersuchung solcher Modelle werden Verfahren der Warteschlangentheorie benützt. Es wird versucht, die realen Systeme auf Standardmodelle abzubilden, für die Lösungen existieren. Für eine Reihe wichtiger Modelle sind die Lösungen in tabellarischer Form verfügbar, z.B. /41/. Existieren keine Lösungen so muss versucht werden, eine exakte oder approximative Lösung zu finden.

Hierfür muss der Ankunftsprozess bekannt sein (Verteilung, Momente) z.B. der Ankunftsprozess von Anforderungen an die Zentralsteuerung eines Vermittlungssystems.

Es ist jedoch nicht immer möglich, den Ankunftsprozess zu bestimmen. Des Weiteren sind nicht für alle Modelle Lösungen findbar.

Die Modellierung kompletter Vermittlungssysteme führt auf sehr komplexe Warteschlangennetze. Diese komplexen Netze können im Regelfalle nicht mehr mit Hilfe von Verfahren der Warteschlangentheorie untersucht werden, obwohl Methoden für die Untersuchung von Warteschlangennetzen (z.B. /42/) bekannt sind.

Zusammenfassend lässt sich sagen, dass analytische Methoden für Teilprobleme bei der Untersuchung von Vermittlungssystemen eingesetzt werden können. Sie sind sehr geeignet für eine erste Abschätzung von Kenngrößen.

5.3.3 Untersuchung mit Hilfe der Simulation

Ein zweiter Weg zur Untersuchung von Vermittlungssystemen ist die Simulation auf einem Digitalrechner. Dabei wird ein Modell des Systems mit Hilfe eines Simulationsprogramms untersucht. Dieses Programm bildet die im realen System vorhandenen Bedienungseinheiten, Puffer und Datenwege nach.

Es wird bei der zeitreuen Simulation (time true simulation oder event-by-event simulation) durch einen sogenannten Kalender gesteuert. In diesem Kalender ist der Zeitpunkt des jeweils nächsten Ereignisses eingetragen. Das kann z.B. ein Verbindungswunsch oder eine Wählziffer, aber auch das Ende einer Belegung sein. Die Ereignisse müssen so ausgewählt sein, dass zwischen ihnen keine Veränderung im Zustand des realen System stattfinden kann.

Ein weiteres Verfahren ist das mit Ruf- und Endezahlen /46/. Es realisiert die Übergangswahrscheinlichkeiten zwischen diskreten Zuständen, die durch Belegungsmuster (z.B. von belegten Leitungen in einer Koppelanordnung) gegeben sind. Übergänge können bei einem "Ruf" oder einem Endeereignis auftreten. Es wird eine zufällige Folge von Ruf- und Endeereignissen erzeugt, wobei die Wahrscheinlichkeiten für das Eintreffen dieser Ereignisse vorgegeben sind (Monte Carlo Methode). Bei einer Verkehrssimulation mit Ruf- Endezahlen können relative Häufigkeiten als Schätzwerte für gesuchte Wahrscheinlichkeiten gemessen werden. Zeitabmessungen sind nicht möglich, da bei diesem Verfahren kein Zeitmasstab benutzt wird.

Für die weiteren Betrachtungen in diesem Kapitel wird immer das Verfahren der zeitreuen Simulation zugrunde gelegt. Für eine detaillierte Betrachtung der Simulation sei auf die Literatur verwiesen (z.B. /43-48/).

Im folgenden werden nun verschiedene Simulationstechniken für Vermittlungssysteme kurz beschrieben.

5.3.3.1 Belastungstreue Simulation /48/

Das Verfahren der belastungstreuen Simulation (load-type simulation) ist das einfachste Verfahren der Simulation der Steuerung von SPC-Vermittlungssystemen. Hier wird nur die Belastung der Steuerung in den verschiedenen Prioritätsebenen richtig nachgebildet. Der

Anforderungsprozess an die Steuerung ist unabhängig vom Ankunftsprozess, und nur so gewählt, dass die Belastung der Steuerung der Realität entspricht. Es ergibt sich z.B. folgendes Bild (Bild 5.3).

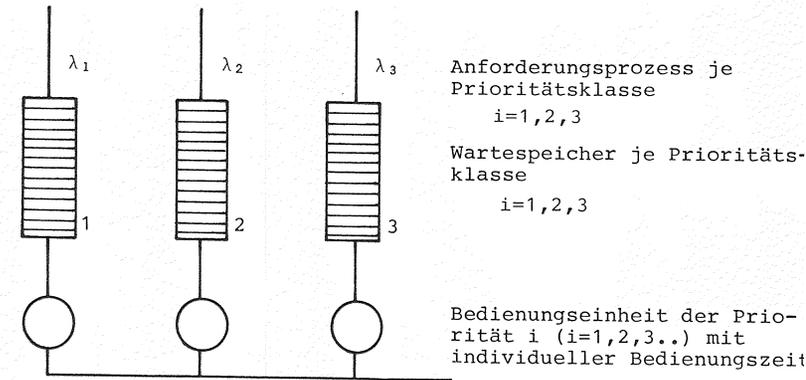


Bild 5.3: Modell für belastungstreue Simulation

Aufgrund der Unabhängigkeit des Anforderungsprozesses an die Steuerung vom Anrufprozess sind die Ergebnisse, die mit dieser Methode gewonnen werden können, natürlich sehr beschränkt.

5.3.3.2 Teilbelegungstreue Simulation /48/

Das Verfahren der teilbelegungstreuen Simulation (subcall type simulation) zerlegt einen Rufversuch in Teilrufe z.B. Abheben-1. Ziffer, Wählphase, Gesprächsphase, Auslösung. Jeder Teilruf stellt eine Anforderung an das System dar und verursacht eine bestimmte Operation im Vermittlungssystem und eine dementsprechende Belegungszeit der Steuerung. In Realität sind die Teilrufe eines Rufes natürlich korreliert miteinander (die Reihenfolge liegt fest) und ihre Abfolge wird vom Vermittlungssystem beeinflusst. Da die Zeitdauern zwischen zwei Teilrufen eines Rufes jedoch sehr gross sind (sec gegenüber msec) und gleichzeitig von sehr vielen Tln Teilrufe erzeugt werden, wird vereinfachend angenommen:

- Es besteht keine Korrelation zwischen verschiedenen Teilrufen eines Rufes, d.h. die Folge von Teilrufen ist ein unabhängiger

stochastischer Prozess, also insbesondere unabhängig von der Folge der Teilrufe eines anderen Tln. Als Anforderungsprozess für jeden Teilruftyp (z.B. Abheben) wird ein Poisson Prozess angenommen, was heisst, dass der gesamte Anforderungsprozess unabhängig vom Teilruftyp einem Poisson Prozess entspricht.

- Beeinflussung des Prozesses durch das Vermittlungssystem ist ausgeschlossen.

Diese Vorgehensweise bedeutet, dass die Tln-Ereignisse (siehe Modell TEK) bezüglich der Ereignisse richtig nachgebildet werden. Es ist aber nicht möglich, rufbezogene Daten zu gewinnen. Des weiteren ist dieses Verfahren nur für stationären Verkehr geeignet, also nicht für die Untersuchung von Lastspitzen durch das Tln Verhalten. Ebenfalls ist die Untersuchung von Systemen, bei denen das Tln-Verhalten bzw. der Anforderungsprozess an die Steuerung durch z.B. Überlaststrategien manipuliert wird, nicht mit dieser Methode möglich. Die Vorteile des Verfahrens sind jedoch, dass der Aufwand für die Simulation (Programmieraufwand, Programmlänge, Rechenzeit) relativ gering ist, und die Speicherung von Daten vereinfacht wird, da sie nicht über die Länge der Verweildauer eines Rufes im System (100sec) als rufbezogene Daten geführt werden müssen. Für Untersuchungen nach diesem Verfahren z.B. /48/.

5.3.3.3 Belegungstreue Simulation

Das umfangreichste Verfahren der Simulation ist die belegungstreue Simulation (call type simulation). Dabei wird jeder Ruf individuell bezüglich seiner einzelnen Anforderungen an das Vermittlungssystem (Ereignisse) simuliert, d.h. es werden z.B. die Ereignisse der TEK (siehe Kap.4) erzeugt.

Diese Technik ist für alle Verkehrsbedingungen anwendbar, insbesondere auch für die Untersuchung nichtstationären Verkehrs. Sie vermeidet die Nachteile der teilbelegungstreuen Simulation, da alle Einwirkungen des Systemverhaltens auf das Teilnehmerverhalten (wie z.B. Abweisen von Rufversuchen, Gassenbesetzt) und damit auf den Anforderungsprozess an die Steuerung berücksichtigt werden.

Für die Untersuchungen in diesem Kapitel wurde daher dieses Verfahren gewählt.

5.3.3.4 Umweltsimulation /49-51/

Hierbei wird nur die "Umgebung" eines Vermittlungsrechners, also die peripheren Baugruppen, das Koppelnetz und das Teilnehmerverhalten simuliert, während der Vermittlungsrechner mit allen Programmen real arbeitet. Der Umweltsimulator wird meist zum Test des Vermittlungsrechners und seiner Software eingesetzt. Er kann aber auch zur Bestimmung charakteristischer Verkehrsgrößen des Vermittlungsrechners eingesetzt werden.

5.4 Modellierung des Vermittlungssystems PCMV

5.4.1 Allgemeines

In diesem und dem nachfolgenden Abschnitt wird die Modellierung und Untersuchung des Vermittlungssystems PCMV beschrieben. Entsprechend der hier vorliegenden Aufgabenstellung der Untersuchung der Steuerung, des Steuerdatenaustausches und des Verkehrsverhaltens der Steuerung müssen insbesondere jene Komponenten des Vermittlungssystems modelliert werden, die erzeugende oder verarbeitende Funktionen bezüglich der Steuerdaten haben. Des weiteren müssen auch alle jene Einheiten modelliert werden, die einen Einfluss auf das Steuerungsverhalten haben. Dazu gehören natürlich die Teilnehmer, die ankommenden und abgehenden PCM-Systeme und das PCM Koppelnetz.

Für die weiteren Betrachtungen wird angenommen, dass das PCM-Koppelnetz blockierungsfrei ist. Es ist demzufolge rückwirkungsfrei auf das Ablaufgeschehen im Vermittlungsrechner und wirkt nicht auf das Teilnehmerverhalten ein. Es muss daher nicht modelliert werden.

Wie schon in Kap 5.3.3.3 erwähnt, wird für die Untersuchungen das Verfahren der "belegungstreuen Simulation" angewendet.

Es werden daher folgende Komponenten des Vermittlungssystems PCMV modelliert:

- Analogkonzentratoren AKT mit ihren Konzentrator-Anschluss-Schaltungen KAS
- Kanalwerk
- Vermittlungsrechner VR
- Signalisierungseinrichtung SIG

- Die Teilnehmer
- Die PCM-Systeme (zwischen AKT und VR bzw. abgehend zu einer anderen VSt).

Die Modellierung dieser Komponenten wird im folgenden beschrieben.

5.4.2 Teilmodell für die Teilnehmer

Als Basis für das Modell für die Tln wird die in 4.5.2 beschriebene Methode der TEK benutzt. Basierend hierauf wird ein Teilnehmer-Ereignis-Generator TEGE erstellt. Für jede AKT/KAS Einheit im System wird ein eigener TEGE vorgesehen. Die TEGE haben folgende Aufgaben:

- ① Ermitteln der Zeitpunkte der Erstereignisse (Abheben, Belegungsversuch).

Die Ermittlung der Zeitpunkte der Erstereignisse wird im Modell wie folgt durchgeführt. Es sei p die Wahrscheinlichkeit, dass die Zeit bis zum nächsten Ereignis grösser/gleich t ist ($p(a \geq t)$). Mit Hilfe eines Zufallszahlengenerators wird eine Zufallszahl Z zwischen 0 und 1 ermittelt. Die Zufallszahlen Z sind gleichverteilt. Es wird nun $P(a \geq t) = Z$ gesetzt. Für den Fall der negativ exponentiellen Verteilung bedeutet dies

$$P(a \geq t) = e^{-t \cdot \lambda_T} = Z$$

wobei $1/\lambda_T$ der mittlere Abstand zwischen zwei Erstereignissen ist.

Aufgelöst nach dem Zeitintervall t ergibt sich

$$t = -1/\lambda_T \cdot \ln(Z)$$

Der Zeitpunkt des jeweils nächsten Abhebeereignisses TE_{i+1} ergibt sich aus dem Zeitpunkt des vorangegangenen Ereignisses TE_i plus dem Zeitintervall t, also $TE_{i+1} = TE_i + t$

Aufgrund des seriellen Charakters der Ereignisse (Ereignisfolge) genügt es im TEGE den Zeitpunkt des Ereignisses TE_{i+1} zu bestimmen wenn das Ereignis TE_i gerade eingetreten ist, also zum Zeitpunkt TE_{i+0} . Es wartet also immer nur ein Erstereignis (Belegungsversuch).

Ist dieser Belegungsversuch nicht erfolgreich (vgl. 4.5.2) so wird nur ein neuer Zeitpunkt TE_{i+1} ermittelt. Ist er dagegen erfolgreich, so wird eine TEK (siehe Punkt 2) erzeugt.

- ② Für jedes erfolgreiche Erstereignis (Belegen einer Zeitlage Z1 und eines Wählzeichennummers WZU) wird nun individuell eine Teilnehmer-Ereignis-Kette TEK erzeugt. Entsprechend den N_{PCM} PCM-Systemen zwischen AKT und Zentralkoppelnetz können maximal $30 \cdot N_{PCM}$ (bei 30 Z1 je PCM-System) TEK pro TEGE parallel ablaufen. Für jede TEK wird eine Liste geführt. Diese enthält den
 - Zeitpunkt des nächsten Tln-Ereignisses (ZEIT)
 - Typ des nächsten Tln-Ereignisses (EREIGNIS)

Entsprechend dem Verfahren TEK (Kap.4) müssen für diese Erzeugung die Verzweigungswahrscheinlichkeiten und die mittleren Zeiten zwischen zwei Ereignissen vorgegeben sein (siehe Bild 4.8). Die Ermittlung der jeweiligen aktuellen Zeiten bis zum nächsten Ereignis eines Tln erfolgt in der gleichen Weise wie beim Anrufabstand.

- ③ Bei einer entsprechenden Meldung kann der TEGE die Erzeugung der Ereignisse für einen Tln nach den vorgegebenen Wahrscheinlichkeiten (entsprechend dem Modell TEK, Kap.4) unterbrechen und determiniert zum Ereignis "A-Tln legt auf" verzweigen. Diese Meldung wird erzeugt, wenn nach Wahlende "Gassenbelegt" auftritt.

- ④ Der TEGE unterscheidet zwei Verkehrsarten
 - Internverkehr und
 - Externverkehr.

Bei Internverkehr wurde die Rufnummernlänge auf 5 oder 8 Ziffern festgelegt, bei Externverkehr auf 10 Ziffern. Die Wahrscheinlichkeiten hierfür können vorgegeben werden.

- ⑤ Neben diesen Funktionen übernimmt der TEGE auch noch die Speicherung teilnehmerbezogener Daten wie z.B.
 - ob eine ZLA, ZLB, ZLG oder/und
 - ob ein WZU, WZASP belegt ist, sowie
 - die KAS-Nr des B-Tln.

Der TEGE legt hierzu folgende Liste an, Bild 5.4.

Die im Bild 5.4 gezeigte Liste gilt für $N_{PCM}=1$ PCM-System zwischen AKT und ZKF. Für 2 PCM-Systeme müsste sie statt 31 Zeilen 61 Zeilen umfassen, für jede Z1 eine Zeile plus eine Zeile für das jeweils nächste Erstereignis.

	ZEIT	EREIGNIS	BELEGT	BKAS	ZIFF
1					
2	1020	EC3	BC1	-	5
⋮					
30					
31					

ZEIT = Zeitpunkt des nächsten Tln-Ereignisses

EREIGNIS= Typ des nächsten Ereignisses

BELEGT= Kennung, welche Einrichtungen der Tln belegt

BKAS= Nummer der KAS, an die der B-Tln angeschlossen ist

ZIFF= Rufnummernlänge

Bild 5.4: Liste im Programm des TEGE ("LISTTEGE")

Das nachstehende Diagramm zeigt das Ablaufgeschehen im TEGE (Bild 5.5)

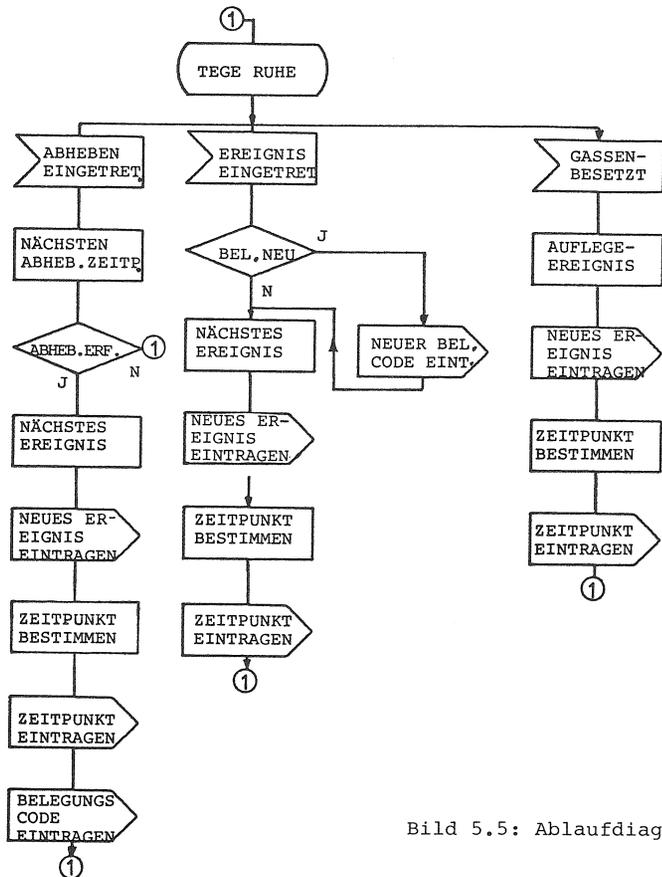


Bild 5.5: Ablaufdiagramm TEGE

Folgende Ereigniscodes sind vorgesehen (Bild 5.6):

CODE	Bedeutung	CODE	Bedeutung
EC1	A-Tln hebt ab	EC9	Wahl der 8. Ziffer
EC2	Wahl der 1. Ziffer	EC10	Wahl der 9. Ziffer
EC3	Wahl der 2. Ziffer	EC11	Wahl der 10. Ziffer
EC4	Wahl der 3. Ziffer	EC12	A-Tln legt auf nach Belegtton oder unvollständige Wahl
EC5	Wahl der 4. Ziffer	EC13	A-Tln legt auf nach Rufton
EC6	Wahl der 5. Ziffer	EC14	B-Tln hebt ab
EC7	Wahl der 6. Ziffer	EC15	A-Tln legt auf nach Gespräch
EC8	Wahl der 7. Ziffer	EC16	B-Tln Legt auf

Bild 5.6: Tabelle der Ereigniscodes

Die Belegungscode sind wie folgt (Bild 5.7)

CODE	Bedeutung	CODE	Bedeutung
BC1	WZU + ZLA	BC7	ZLA + ZLG
BC2	ZLA	BC8	ZLA + ZLG + ZLB
BC3	ZLA + ZLB	BC9	ZLG
BC4	WZU + ZLA + ZLB	BC10	WZU + ZLA + WZASP
BC5	WZU + ZLA + WZASP + ZLG	BC11	ZLG + ZLB
BC6	WZU + ZLA + ZLG	BC12	WZU + ZLA + ZLG + ZLB
		BC13	WZASP + ZLG

Bild 5.7: Tabelle der Belegungscode

Zur Erzeugung der TEK werden die Daten entsprechend Kap 4 benützt.

5.4.3 Teilmodell für den Konzentrador und die Konzentrador-Anschluss-Schaltung

Das Modell der KAS umfasst die realen Einheiten AKT und KAS. Es bildet alle logischen Funktionen die die KAS durchführt nach, d.h.

- Weiterleitung von Tln-Ereignissen an den VR
- Zuteilung von ZL und WZU
- Bearbeitung von Befehlen des VR
- Sperrung von Abhebereignissen

Die Grobstruktur des Modells KAS zeigt Bild 5.8

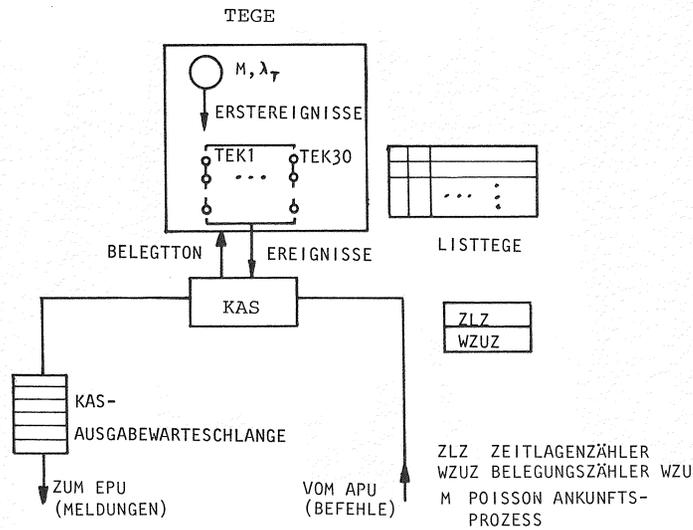


Bild 5.8 : Modell der KAS

Es lassen sich also zwei Aufgabenbereiche unterscheiden

- Bearbeiten von Befehlen des VR
- Bearbeiten von Meldungen aus dem TEGE

Zu a): Bild 5.9, Seite 87 zeigt die Befehle, die verarbeitet werden müssen. Bild 5.10, Seite 87 zeigt das Flussdiagramm des Ablaufgeschehens..

Befehl BK1 löst eine Quittung aus, die sagt, ob die vom VR als B-Zl zugeteilte Zl in der KAS noch verfügbar ist oder nicht. Falls notwendig wird dem TEGE mitgeteilt, dass der Belegungscode eines Tln zu ändern ist.

Code	Bedeutung
BK1	ZLB anschalten
BK2	ZLB freigeben
BK3	WZU abschalten + Belegttton anlegen
BK4	WZU abschalten
BK5	Belegttton anlegen

Bild 5.9: Befehle des VR an die KAS

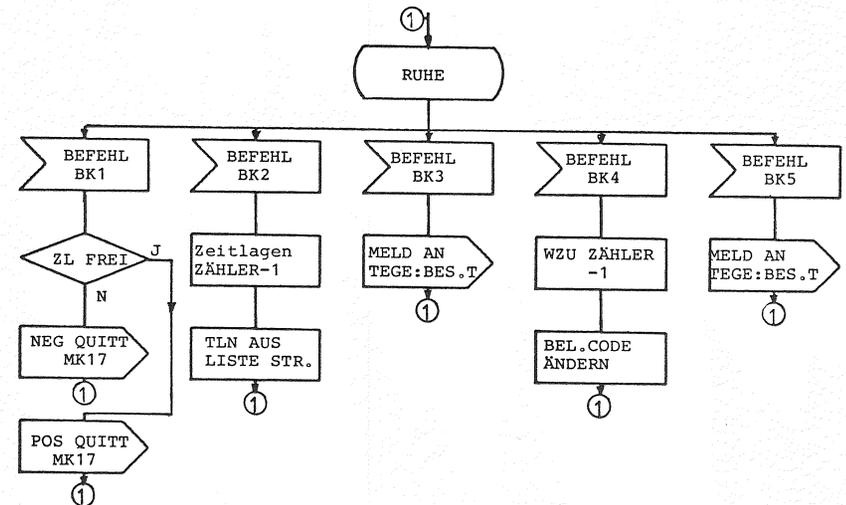
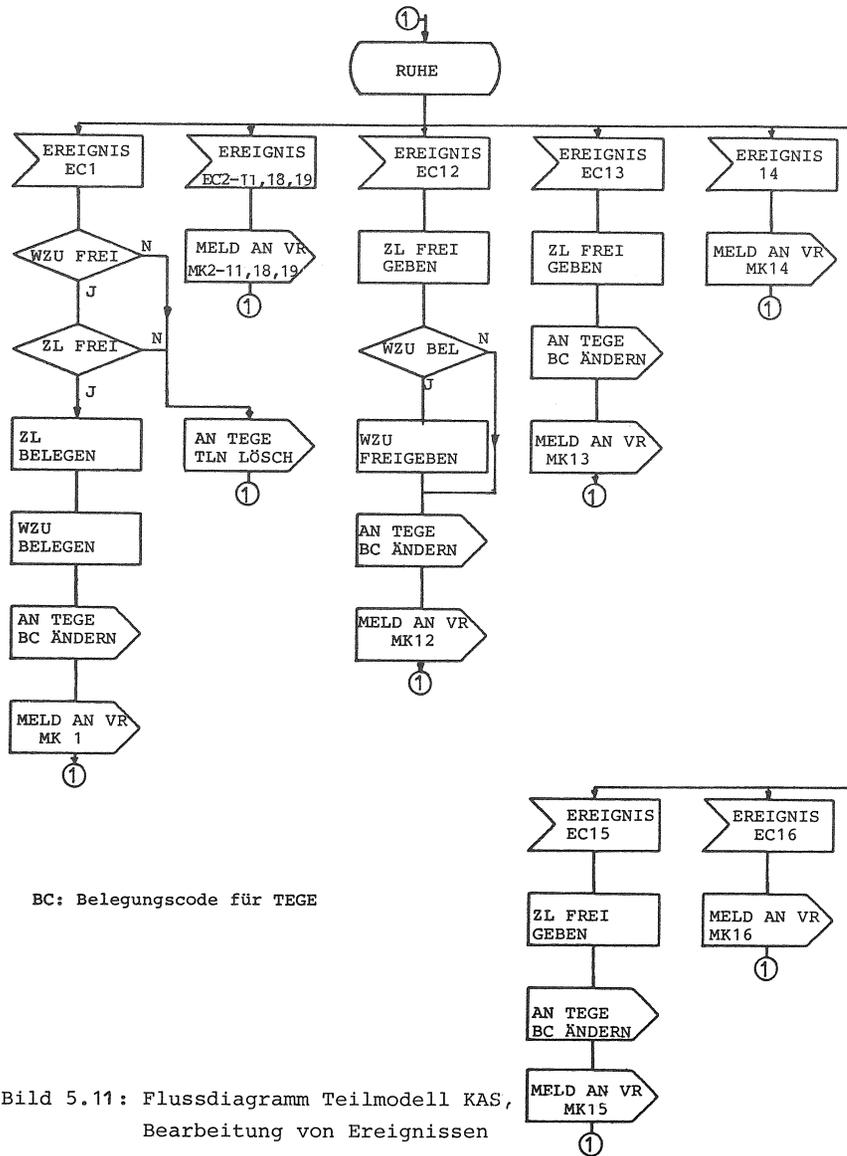


Bild 5.10: Flussdiagramm Teilmodell KAS, Bearbeitung von Befehlen

Zu b): Bild 5.11 zeigt das Flussdiagramm. Anhand der Belegungs-zähler für ZL, ZLZ, und für WZU, WZUZ, wird festgestellt, ob noch freie Zl und WZU vorhanden sind, wenn ein Tln abgeht.

Nach der Bearbeitung eines Ereignisses wird der TEGE veranlasst, das nächste Ereignis des Tln zu bestimmen und gegebenenfalls den Belegungscode zu ändern. Bild 5.12 zeigt die Meldungen der KAS an den VR. Sie sind weitgehend identisch mit den Ereignissen die der TEGE erzeugt.



BC: Belegungscode für TEGE

Bild 5.11: Flussdiagramm Teilmodell KAS, Bearbeitung von Ereignissen

CODE	BEDEUTUNG	CODE	BEDEUTUNG
MK1	A-Tln hat abgehoben	MK11	10. Ziffer
MK2	1. Ziffer	MK12	A-Tln hat aufgelegt nach Belegtton oder unvoll.Wahl
MK3	2. Ziffer	MK13	A-Tln legt auf nach Ruftton
MK4	3. Ziffer	MK14	B-Tln abgehoben
MK5	4. Ziffer	MK15	A-Tln aufgel.nach Gespräch
MK6	5. Ziffer	MK16	B-Tln aufgelegt
MK7	6. Ziffer	MK17	Quittung
MK8	7. Ziffer	MK18	1. Kurzwahlziffer
MK9	8. Ziffer	MK19	2. Kurzwahlziffer
MK10	9. Ziffer		

Bild 5.12: Meldungen der KAS

Die Laufzeiten der Bearbeitungen von Meldungen oder Befehlen in der KAS können vernachlässigt werden, und müssen daher nicht modelliert werden. Sie liegen im Bereich von 1msec, während das Kanalwerk eine Meldung alle 10 msec abholt.

5.4.4 Teilmodell für das Kanalwerk (Bild 5.12a)

Dieses Modell bildet die taktmässige Übergabe der Meldungen und Befehle von und zum Vermittlungsrechner nach. Dabei wird die Taktverschiebung zwischen dem Takt des Kanalwerkes T_k und dem Takt T_{VR} der einen Interrupt (Alarm) an den VR erzeugt nicht berücksichtigt. Hier wird also angenommen, dass die Takte T_k und T_{VR} zusammenfallen.

Die vom Kanalwerk in den Eingabepuffer EPU im ASP des VR eingetragenen Meldungen werden dann also zyklisch mit dem Takt T_{VR} (in der Regel 10 msec) in die Eingabewarteschlange EWS des VR eingetragen. Ausgabeseitig wird mit demselben Takt die Befehle von der Ausgabewarteschlange AWS in den Ausgabepuffer APU eingetragen.

Das Kanalwerk prüft ständig, ob neue Befehle in den APU einzutragen sind, und gibt sie an die zuständigen Einheiten weiter.

Es können pro Takt und peripherer Einheit (KAS,SIG,ZKF) jeweils nur eine Meldung und ein Befehl übertragen werden.

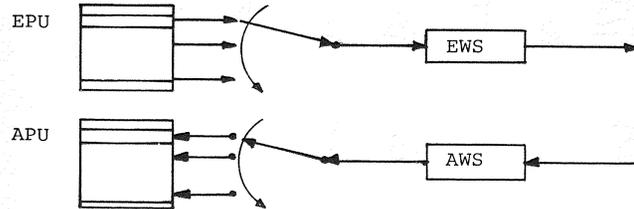


Bild 5.12a: Struktur des Teilmodells Kanalwerk

Im Eingabepuffer EPU und im Ausgabepuffer APU stehen jedem peripheren Gerät je eine Zelle zur Verfügung.

5.4.5 Teilmodell für den Vermittlungsrechner

Im Modell des Vermittlungsrechners sind nur die Programme in Bezug auf ihre Steuerungsaufgaben und ihre Programmlaufzeiten berücksichtigt. Die Programme zur Routineprüfung, Fehlerbehandlung Benutzerdialog wurden nicht berücksichtigt. Es handelt sich hier um ein getaktetes System mit einer Bedienungseinheit und zwei Warteschlangen, der Eingabewarteschlange EWS und der Internwarteschlange IWS. Die Modellanordnung zeigt Bild 5.13

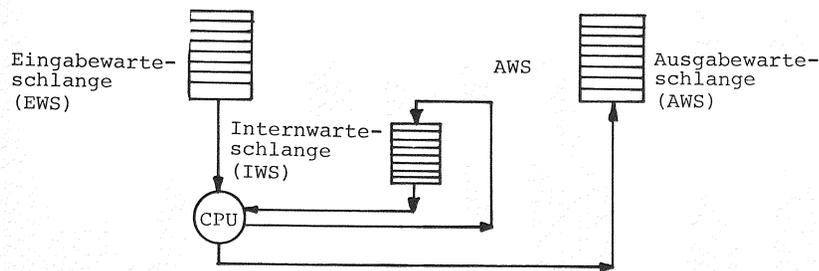


Bild 5.13: Modell des Vermittlungsrechners VR

Wie vorher gesagt, wird zu einem Taktzeitpunkt pro KAS und SIG eine Meldung und ein Befehl ausgetauscht. Entsprechend der Zahl von 16 KAS und 1 SIG werden daher zum Taktzeitpunkt Gruppen von maximal 17 Meldungen in die EWS eingetragen. Es handelt sich hierbei also um eine Gruppenankunft. Diese Übergabe- und Übernahme von Meldungen und Befehlen verursacht eine Belegung der CPU, die im Kapitel 6 als TBR bezeichnet wird, hier als Overhead angesprochen werden soll.

Bild 5.14 zeigt das Belegungsdiagramm der CPU.

Zum Taktzeitpunkt $t_i - 0$ (kurz vor dem Takt) ist die EWS und die CPU leer. Zum Taktzeitpunkt t_i treffen 2 Meldungen (Gruppengrösse = 2) ein, die in die EWS eingetragen werden. Die Bedienung der ersten Meldung beginnt nach der Overheadzeit pro Takt h_{OT} . Für die Bedienung muss die Meldung mit Hilfe eines Überwacheraufrufes (siehe Kap.6) aus der EWS in die ALS7 (siehe Kap.6) übertragen werden. Hierfür wird die Overheadzeit (Betriebssystemphase) h_{OM} benötigt. Während der Betriebssystemphase wird der Zustand des unterbrochenen Programms in einem Register gespeichert.

Die CPU-Belegung durch diese Meldung wird zum nächsten Taktzeitpunkt unterbrochen. Der Zustand des unterbrochenen Programms wird dann ebenfalls in einem Register gespeichert, und die Bearbeitung nach der Overheadphase h_{OT} fortgesetzt.

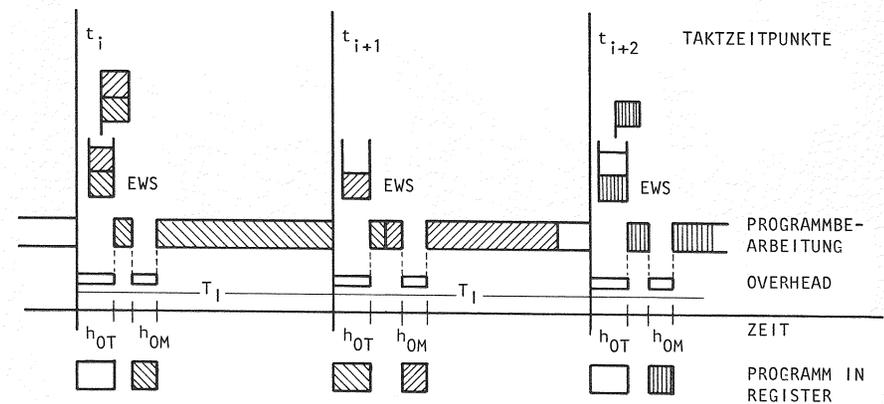


Bild 5.14: Belegungsdiagramm der CPU

Nach Beendigung des Programmlaufes wird die nächste Meldung bearbeitet. Müssen Befehle abgesetzt werden, so werden diese in die Ausgabewarteschlange AWS eingetragen.

Auch die Möglichkeit, Meldungen mit einer Priorität zu versehen ist gegeben. Dann wird entsprechend der Prioritätsklasse, innerhalb derselben wieder nach FIFO, die Meldungen bearbeitet.

Benötigen Meldungen mehr als einen Vermittlungsprogrammmodul so erzeugen sie am Ende der Bearbeitungsphase eine Meldung, die in die Internwarteschlange IWS eingetragen wird. Die Bearbeitung von Meldungen aus der IWS erfolgt immer mit Priorität,

Um das Verhalten des VR zu berücksichtigen, müssen im Modell des VR die Funktionen und Laufzeiten der verschiedenen Arbeitsprogrammmoduln des Vermittlungsprogrammsystems nachgebildet werden.

Das Verfahren zur Bestimmung der Laufzeiten der verschiedenen Programmteile des realen Vermittlungsprogrammsystems ist in /40/ beschrieben. Es werden 33 verschiedene Programmteile unterschieden.

Bild 5.15, Seite 93, gibt eine Zusammenfassung dieser Programmteile zusammen mit gemessenen Laufzeiten.

Um unterschiedlich schnelle Rechner und damit die in der Praxis notwendige Rechnerleistung simulieren zu können, wurde der Faktor RTF (Run Time Factor) eingeführt. Der Faktor RTF gibt an um wieviel die Laufzeiten der Programmteile bei einem Simulationslauf gegenüber den gemessenen Werten angehoben wurden.

Programmcode	Bedeutung	Mittl. Belegungszeit CPU msec
P1	A-Tln hat abgehoben (I)	0.33
P2	Wahl der 1. Ziffer (I+ε)	0.27
P3	Wahl der 2. Ziffer (I+ε)	0.27
P4	Wahl der 3. Ziffer (I)	0.27
P5	Wahl der 4. Ziffer (I)	0.27
P6	Wahl der 5. Ziffer (I)	0.27
P7	Wahl der 6. Ziffer (I)	0.27
P8	Wahl der 7. Ziffer (I)	0.27
P9	Wahl der 8. Ziffer (I)	0.27
P10	Wahl der 3.-10. Ziffer (E)	0.616
P11	Wahl der 2. Ziffer (E) (Zusätzlich zu P3)	2.6
P12	A-Tln aufgelegt (Belegtton, unvollst. Wahl) (I)	0.39
P13	A-Tln aufgelegt (Rufton) (I)	1.8
P14	B-Tln abgehoben (I)	0.36
P15	A-Tln aufgelegt (Gespräch) (I)	1.8
P16	B-Tln aufgelegt (I)	0.664
P17	Quittung (I)	1.02
P18	Wahlende (I)	1.73
P19	ZLB anschalten	0.0
P20	Keine ZLG oder WZASP frei (E)	1.4
P21	A-Tln legt auf während Wahl (E)	0.482
P22	A-Tln legt auf nach Rufton (E)	1.8
P23	B-Tln hebt ab (E)	0.357
P24	A-Tln legt auf nach Gespräch (E)	1.302
P25	B-Tln legt auf (E)	0.8
P26	Quittung (E)	1.02
P27	Wahlende (E)	0.642
P28	ZLB anschalten (E)	0.0
P29	Aufbau Extern nicht möglich (E)	1.0
P30	3.-10. Ziffer ohne WZASP (ε)	0.4
P31	1. Kurzwahlziffer (I)	0.37
P32	2. Kurzwahlziffer (I)	0.53
P33	Blockweise vorhandene Rufnummer (I)	0.35

Bild 5.15: Programmcodes P und Laufzeiten h_p für das Modell des Vermittlungsrechners VR (RTF = 1)

Das Ablaufgeschehen im Modell des VR zeigt Bild 5.16 Teil A auf Seite 94 und Bild 5.16 Teil B auf Seite 95.

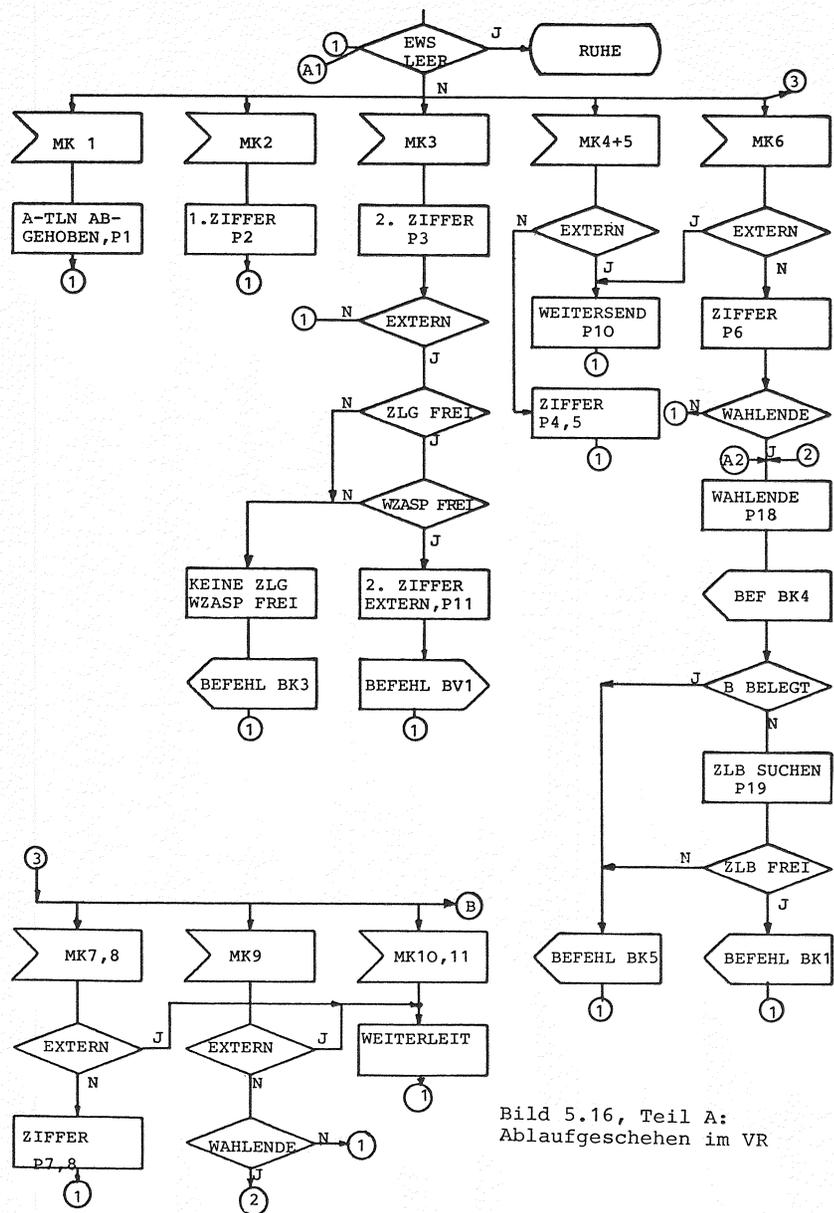


Bild 5.16, Teil A:
Ablaufgeschehen im VR

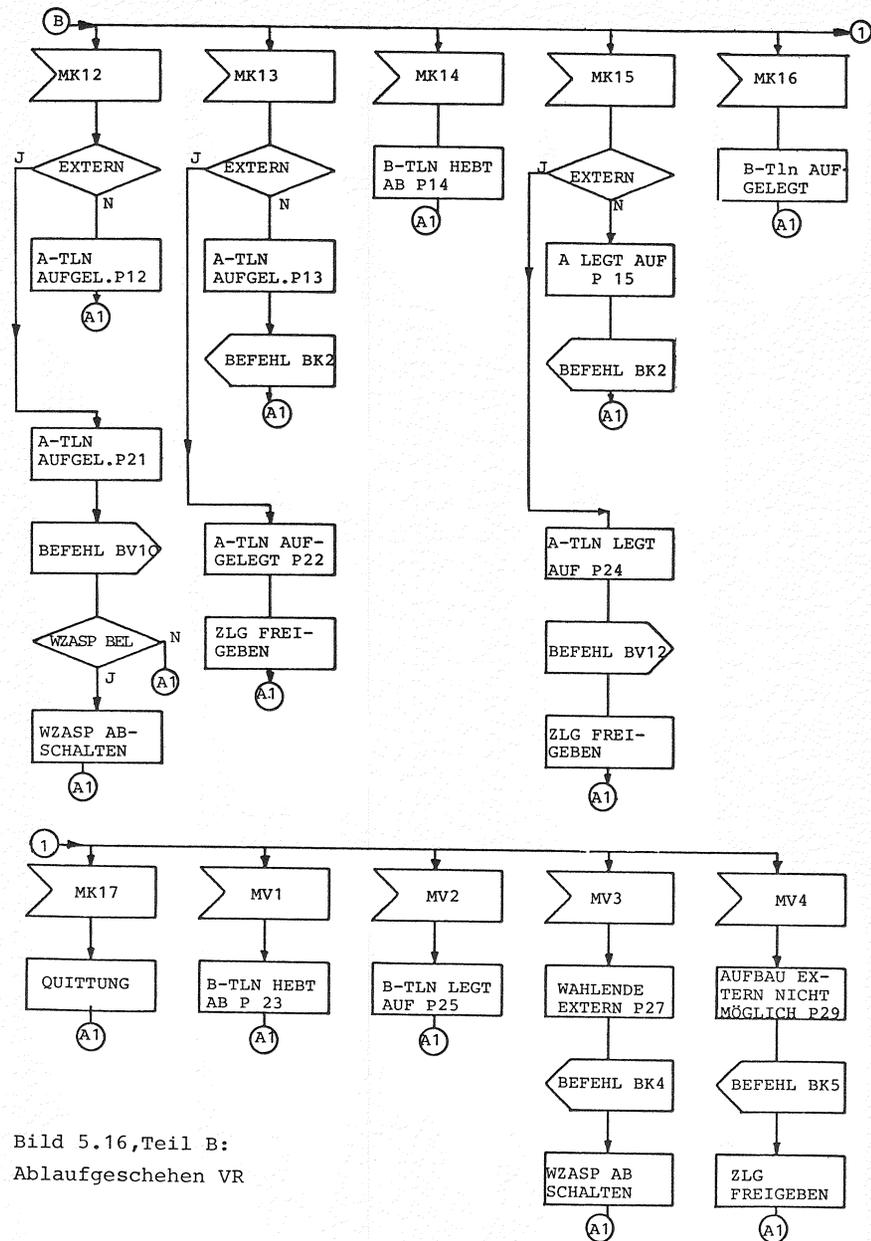


Bild 5.16, Teil B:
Ablaufgeschehen im VR

5.4.6 Teilmodell für die Signalisierungseinrichtung

Die Übergabe von Meldungen an den VR bzw. die Übernahme von Befehlen erfolgt analog zur KAS und muss nicht extra betrachtet werden.

Die SIG bildet die Schnittstelle zu einer B-Vst. Da diese B-Vst aus Speicherplatz und Aufwandsgründen nicht explizit modelliert werden konnte, wurden alle für die A-Vst relevanten Eigenschaften in das Modell der SIG gelegt. Damit dies möglich ist, wurde der B-Tln der eigentlich an der B-Vst angeschlossen wäre, an eine KAS der A-Vst angeschlossen. Muss also eine Funktion der B-Vst nachgebildet werden, so wird diese Funktion in der A-Vst ausgeführt und das Ergebnis als Meldung aus der B-Vst über die SIG an die A-Vst gegeben. Durch dieses Verfahren entsteht eine höhere Bündelbelastung zwischen AKT und Zentralkopplefeld, da der B-Tln ja eigentlich an einer fremden Vst angeschlossen wäre. Da hier aber nur gehender Externverkehr betrachtet wird, ist die Höherbelastung der Bündel durch diesen B-Tln durch eine nicht modellierte Belastung durch kommenden Externverkehr gerechtfertigt. Die "Hilfestellung" der KAS für die SIG wird als "Direktübermittlung" bezeichnet.

Hilfestellung heisst, dass die KAS Meldungen die einen B-Tln betreffen, der in Wirklichkeit an die B-Vst angeschlossen ist (also B Abgehoben und B Aufgelegt) im Modell direkt an die SIG weitergibt. Die SIG gibt diese Meldungen wie im realen System an den VR weiter.

In Realität vergehen zwischen dem Aussenden eines Befehls an die VSt-B über die SIG und dem Eintreffen der zugehörigen Meldung eine gewisse Zeit. Um diese Zeit nachzubilden, wurde im Modell eine Warteschlange eingeführt, die als Verzögerung wirkt. In dieser Warteschlange WS warte jede Meldung aus der B-Vst eine individuelle Zeit bis sie in den EPU eingetragen wird.

Die Abschätzung dieser Zeit basiert auf folgender Überlegung:

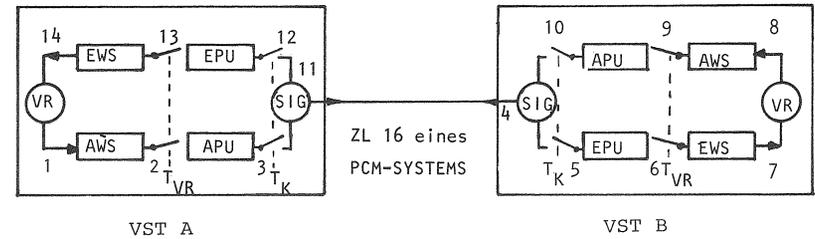


Bild 5.17: Anschluss zweier Vermittlungsstellen

Bild 5.17 zeigt die Struktur des Anschlusses zweier Vermittlungsstellen A und B. Die Vermittlungsrechner in den beiden VSt sind jeweils über ihr Kanalwerk (EWS/AWS und EPU/APU) mit den Signalisierungseinrichtungen SIG verbunden. Die SIG lesen/schreiben die Meldungen/Befehle und übertragen sie über den 64 kbit/sec Signalisierungskanal (Zl 16) des PCM-Systems zur jeweils anderen VSt. Ein Befehl der VSt A der eine Rückmeldung der VSt B zur Folge hat durchläuft folgende Stationen (Bild 5.18).

Schritt	Funktion	Verweilzeit
1-2	Warten in AWS auf Takt T_{VR}	im Mittel $T_T/2$ 0.5msec
2-3	Warten in APU auf Takt T_K	der Takt T_K ist um $5 \mu s$ verschoben 5msec
3-4	Bearbeiten in SIG plus Übertragen auf Signalisierungskanal plus Bearbeiten in SIG VSt B	Abschätzung: 64 bit/Meldung = 1msec + zwei Bearbeitungszeiten 3msec
4-5	Wartezeit in SIG	im Mittel $T_T/2$ 5msec
5-6	Wartezeit in EPU	siehe 2-3 0.5msec
6-7	Wartezeit in EWS	aus den Sim. Ergebnissen für Internverkehr μ msec
7-8	Bearbeitungszeit in VR der VSt B	individuell je Befehlstyp x_1 msec
8-9	Wartezeit in AWS	wie 1-2 5msec
9-10	Wartezeit APU	wie 2-3 0.5msec
10-11	wie 3-4	wie 3-4 3msec
11-12	wie 4-5	wie 4-5 5msec
12-13	wie 5-6	wie 5-6 5msec
13-14	wie 6-7	wie 6-7 x msec

Bild 5.18: Weg eines Befehls/Meldung bei Externverkehr

Die Verzögerung in der SIG, also die Wartezeit in der Verzögerungswarteschlange WS im Modell muss sich also ergeben zu

$$\text{Schritt } 3-12 = 3 + 5 + 0.5 + y + x_i + 5 + 0.5 + 3 + 5$$

Die Verzögerung wird also in erster Näherung zu

$$22 + 7 + x_i \text{ angenommen, wobei für die Wartezeit}$$

Y ein Wert von 7 msec als grober Schätzwert angenommen wurde.

Die Laufzeiten x ergeben sich nun zu (Bild 5.19).

CODE X	BEDEUTUNG	h_{PX} in msec
PX1	Wahlende	2.2
PX2	B-Tln besetzt	1.0
PX3	Keine ZLB frei	1.0
PX4	B-Tln hat abgehoben	0.5
PX5	B-Tln hat aufgelegt	1.0

Bild 5.19: Programmcodes PX und Laufzeiten der Programme h_{PX} der Programme in der B-VSt.

Die SIG empfängt vom VR folgende Befehle (Bild 5.20)

CODE	BEDEUTUNG
BS1	Aufnehmen und Weitersenden 2. Ziffer, WZASP und ZLG angeschaltet
BS2	Aufnehmen und Weitersenden 3. Ziffer
BS3	" 4. Ziffer
BS4	" 5. Ziffer
BS5	" 6. Ziffer
BS6	" 7. Ziffer
BS7	" 8. Ziffer
BS8	" 9. Ziffer
BS9	" 10. Ziffer
BS10	A-Tln hat aufgelegt (Belegttton, unvoll. Wahl)
BS11	A-Tln hat aufgelegt nach Ruftton
BS12	A-Tln hat aufgelegt nach Gespräch

Bild 5.20: Befehle des VR an die SIG

Die SIG setzt folgende Meldungen ab (Bild 5.21)

CODE	BEDEUTUNG
MS1	B-Tln hat abgehoben
MS2	B-Tln hat aufgelegt
MS3	Wahlende
MS4	Aufbau Extern nicht möglich

Bild 5.21: Meldungen der SIG

Die Warteschlangenordnung für das Modell der SIG zeigt Bild 5.22

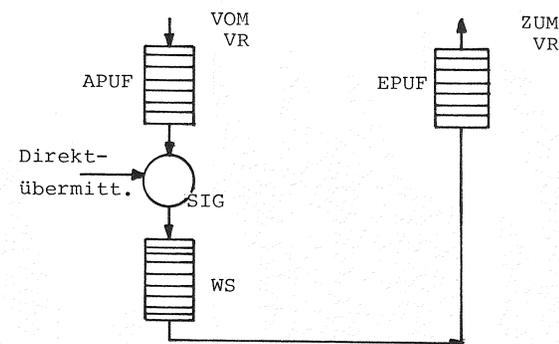


Bild 5.22: Struktur des Modells der SIG

Bild 5.23 zeigt das Flussdiagramm des Ablaufgeschehens im Modell der SIG

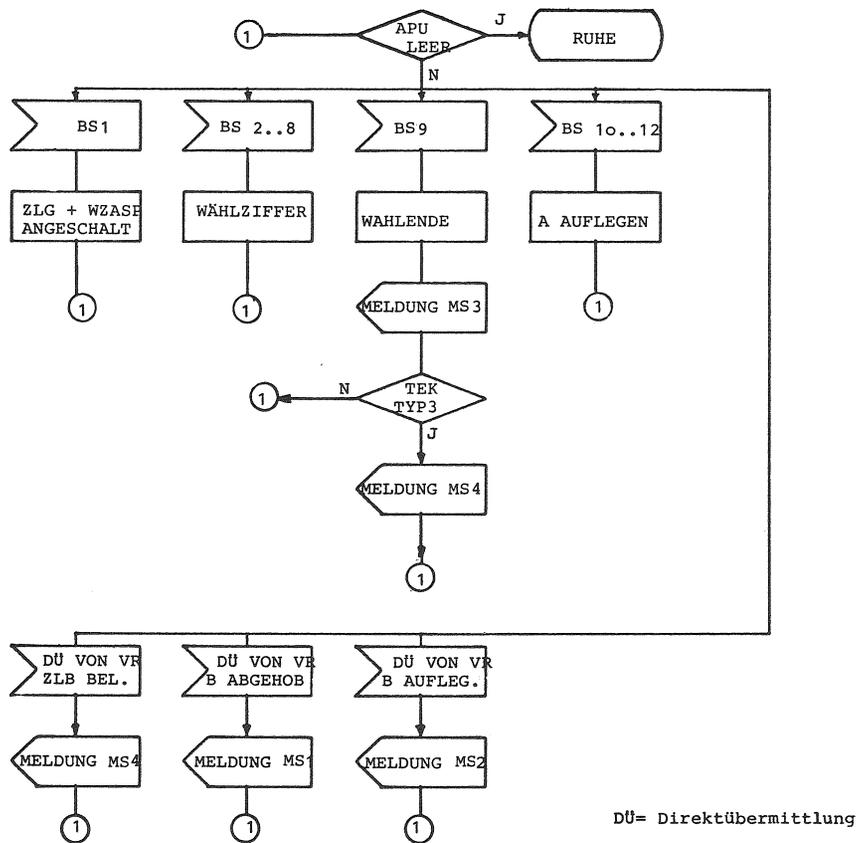


Bild 5.23: Ablaufgeschehen in der Signalisierungseinrichtung SIG

5.4.7 Teilmodell für die PCM-Systeme

Das Modell für die PCM-Systeme zeigt Bild 5.24. Es werden jeweils N_{KAS} Konzentratoren mit je N_{PCM} PCM-Systemen zum zentralen Koppelfeld ZKF betrachtet. Des weiteren sind im Modell $N_{PCM,B}$ PCM-Systeme zu einer anderen VSt vorgesehen. Im Falle des Internverkehrs verbleibt der Verkehr voll in den $N_{KAS} \cdot N_{PCM}$ PCM-Systemen.

Die PCM-Systeme sind an eine Koppelanordnung (ZKF) angeschlossen die blockierungsfrei ist.

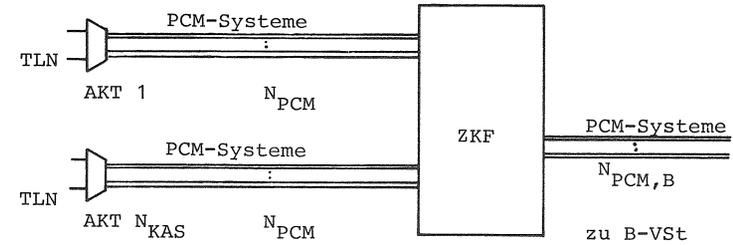


Bild 5.24 Modell für die PCM-Systeme

Die PCM-Systeme zwischen AKT (bzw. KAS) und ZKF werden von zwei Seiten aus abgesucht, also doppelgerichtet betrieben. Bild 5.25 zeigt diese Betriebsweise.

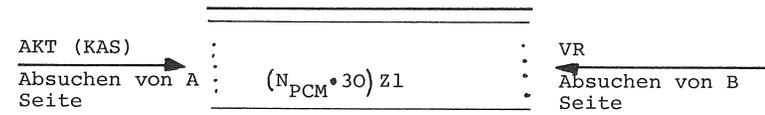


Bild 5.25 Absuchmechanismus der Zl in den PCM-Systemen zwischen AKT (KAS) und ZKF

Die Zeitlagen werden zunächst von den KAS für abhebende A-Tln (A-Rufversuche) abgesucht. Ist eine Zl in dem/den PCM-System(en) frei, so wird diese belegt (A-Zl). Im anderen Fall geht der Versuch zu Verlust. Der Tln belegt im Erfolgsfalle diese Zl bis zum Auflegen und gibt sie dann frei.

Von der B-Seite aus, also vom VR, werden die Zl auf eine freie Zl abgesucht, wenn eine Zl zu einem B-Tln für eine Verbindung benötigt wird. Dabei bestimmt der B-Tln den AKT und damit auch die PCM-Systeme deren Zl abgesucht werden.

Die Zl kann ebenso wie im Falle A-Belegen frei aus allen Zl ausgewählt werden. Ist eine Zl frei, so wird sie belegt (B-Zl). Im anderen Fall wird der Versuch abgewiesen. Auch das Warten auf das Freiwerden einer Zl im VR ist möglich.

5.4.8 Gesamtmodell

Bild 5.26 zeigt das Gesamtmodell. Es lässt sich in folgende vier Ebenen einteilen:

- Ebene TEGE
- Ebene KAS/SIG
- Ebene KANALWERK
- Ebene VR.

Für jede der 16 KAS ist ein TEGE vorgesehen. Er liefert Verbindungswünsche mit der Rate λ_T entsprechend einem Poisson-Prozess (M, λ_T) . Für jeden akzeptierten Verbindungswunsch wird im TEGE eine individuelle TEK erzeugt. Die Ereignisse aus dem TEGE werden an das Modell der KAS gesandt. Die KAS leitet die Ereignisse weiter in die KAS-Ausgabewarteschlange KASAWS. Von dort werden sie vom Kanalwerk in den Eingabepuffer EPU eingetragen. Taktgesteuert werden sie von dort in die Eingabewarteschlange EWS eingetragen. Nach der Overheadphase wird mit der Bearbeitung der ersten dort wartenden Meldung (FIFO) bzw. mit der Meldung der höchsten Priorität begonnen.

Der Befehlsgenerator entscheidet aufgrund der Meldung ob ein Internbefehl und/oder ein Externbefehl erzeugt werden muss. Die Internbefehle werden in die IWS die Externbefehle in die AWS eingetragen. Von der AWS werden die Befehle taktgesteuert in den Ausgabepuffer APU eingetragen. Das Kanalwerk verteilt sie dann auf die entsprechenden Einheiten .

Die SIG analysieren die Befehle und setzen eine Meldung an den TEGE "Belegttton" ab, bzw. setzen eine Meldung nach durchgeführter Operation an den VR ab, bzw. gehen wenn keine Meldung abzusetzen ist in den Ruhezustand.

Die SIG trägt die Meldungen, die aufgrund eines Befehls anstehen, in eine Verzögerungswarteschlange ein bevor sie in die SIGAWS eingetragen werden.

Das Gesamtablaufgeschehen im Modell des Vermittlungssystems zeigt Bild 5.27. Von links nach rechts sind die Bearbeitungen und die Meldungen und Befehle des TEGE, der KAS, des VR und der SIG, eingetragen.

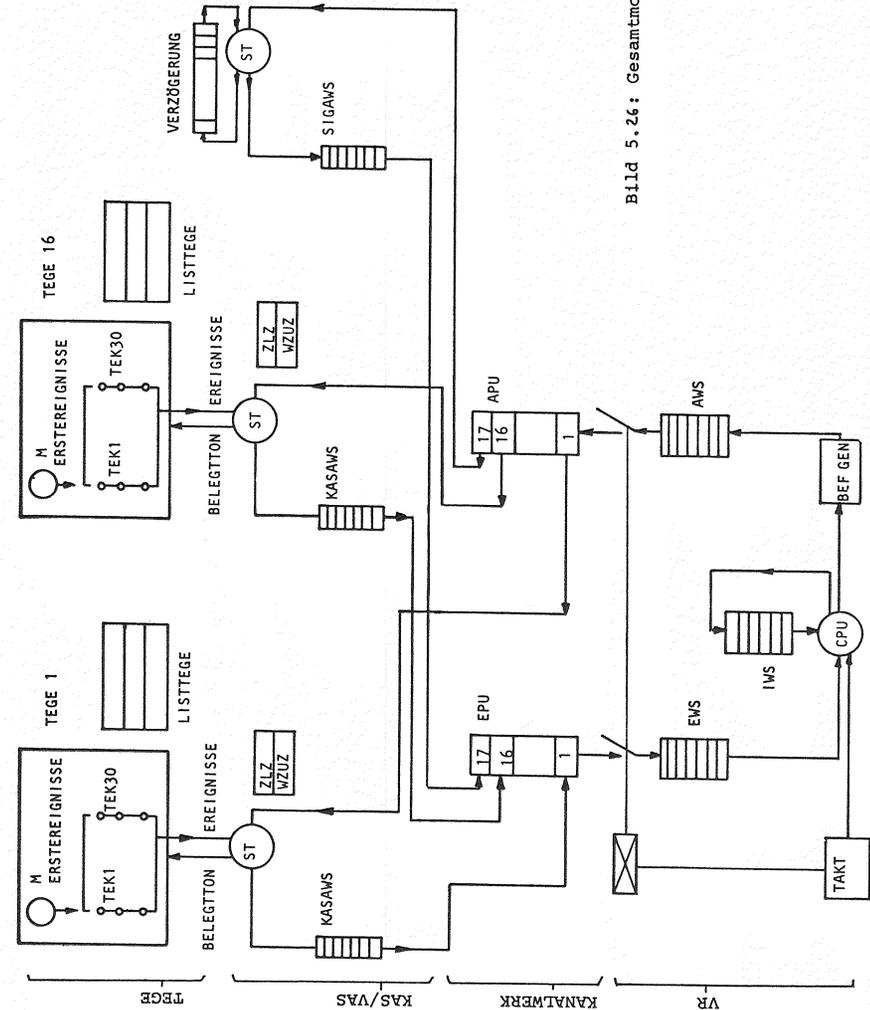


Bild 5.26 : Gesamtmodell

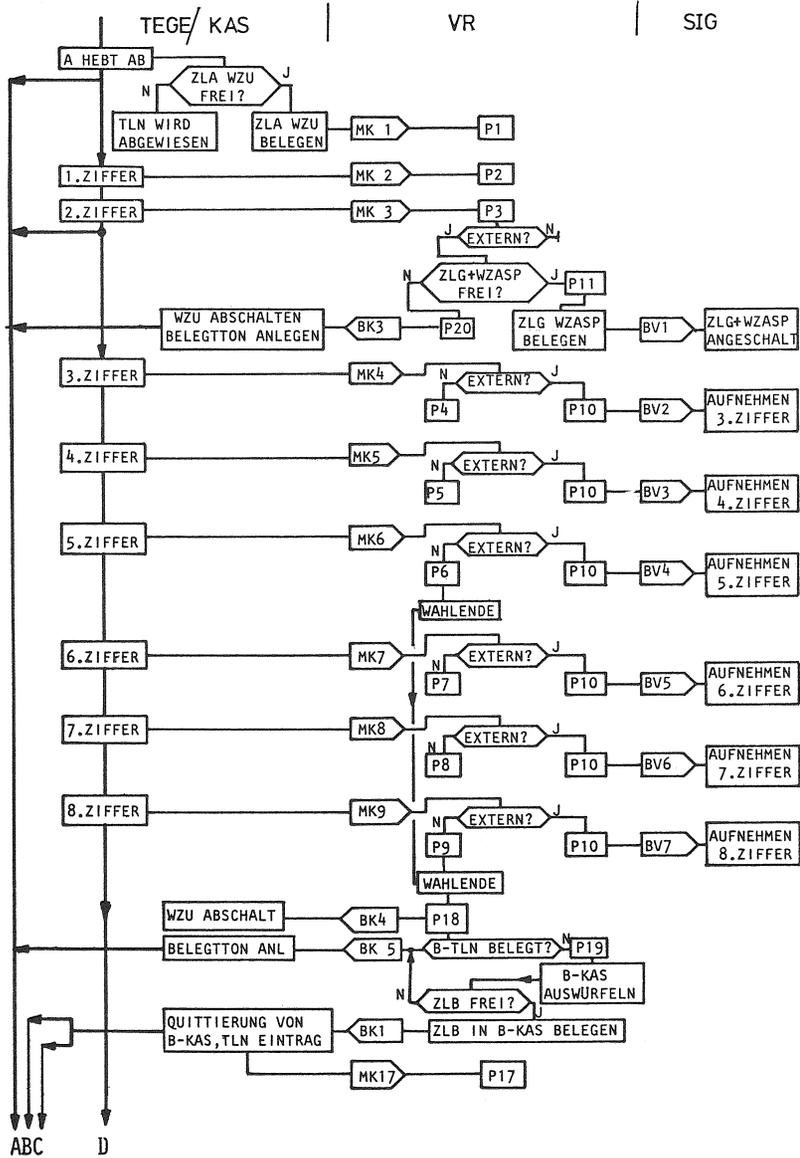


Bild 5.27, Teil A: Ablaufdiagramm der Ereignisbearbeitung im Simulationsprogramm

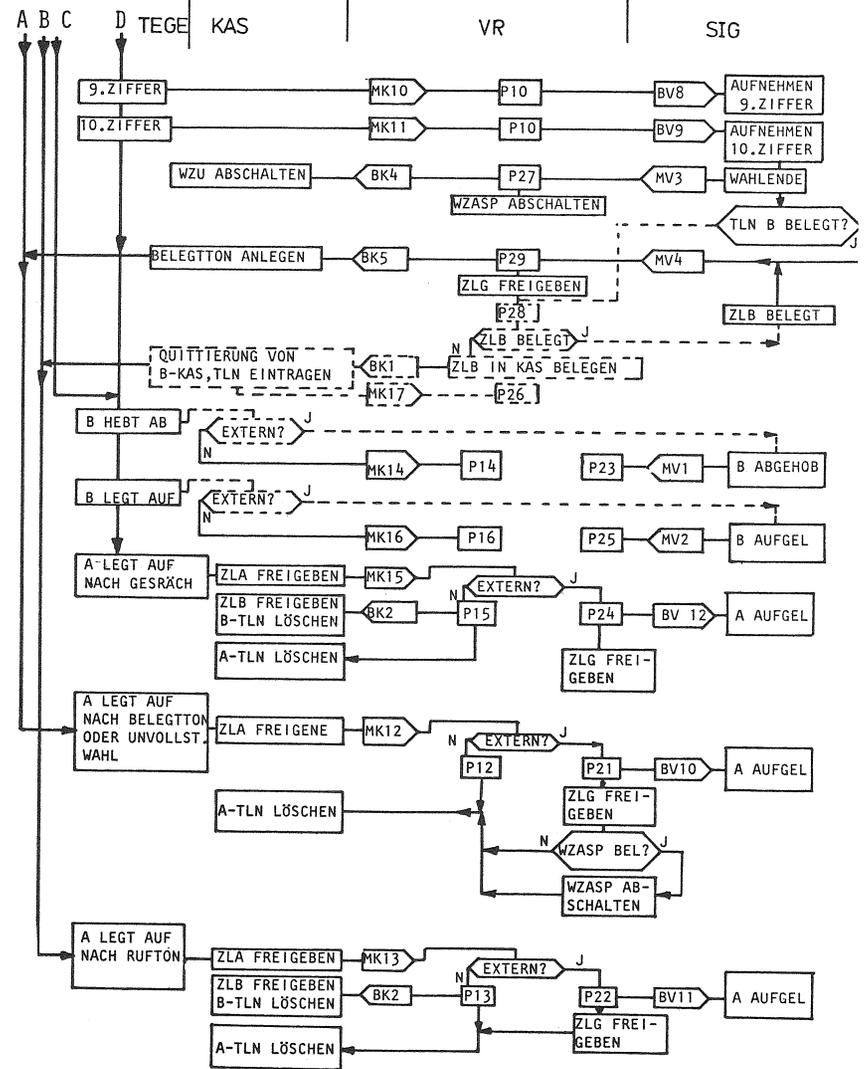


Bild 5.27, Teil B: Ablaufdiagramm der Ereignisbearbeitung im Simulationsprogramm

5.4.9 Struktur des Simulationsprogrammes

5.4.9.1 Allgemeines

Zur Untersuchung des Modells wurde ein Simulationsprogramm erstellt. Es arbeitet nach der zeittreuen Simulationsmethode (event-by-event). Das Programm wurde in ALGOL geschrieben da der Institutsrechner keinen Compiler für spezielle Simulations-sprachen wie GPSS, SIMULA oder SIMSCRIPT besitzt /52/.

Es wurde ausgiebiger Gebrauch von sogenannten Codeprozeduren gemacht. Codeprozeduren sind Prozeduren, die im Assembler der jeweiligen Maschine geschrieben werden, und damit laufzeit- und speicheroptimal erstellt werden können. Sie wurden insbesondere für alle Funktionen wie

- Eingabe von Werten
 - Ausdrucken von Werten
 - Zufallszahlen
 - Warteschlangen- und Listenorganisation
- benutzt.

Das Programm besteht aus einem Rahmenprogramm und dem eigentlichen Simulationsteil. (siehe Bild 5.28, Seite 107).

Das Rahmenprogramm ist verantwortlich für das Einlesen der Eingabegrößen, Herstellen eines bestimmten Anfangszustandes des Simulationsteils, der Steuerung des Vorlaufs und der Teiltests, sowie der Auswertung der Ergebnisse und Ausgabe derselben (Bild 5.28)

Der Vorlauf dient dazu, das System vom Ruhezustand in einen eingeschwungenen Zustand zu versetzen. Die eigentliche Simulation wird nun bezüglich der Bestimmung der Messgrößen in eine Reihe sogenannter Teiltest unterteilt. Die Messungen in jedem Teiltest (TT) werden unabhängig von den Messungen in anderen Teiltests ausgewertet. Umfasst jeder Teiltest sehr viele Ereignisse (z.B. 10^4) so sind dessen Messergebnisse (wie Wartezeiten, Belastungen usw) praktisch statistisch unabhängig von jedem der vorangehenden oder nachfolgenden Teiltests. Von den entsprechenden Größen der Teiltests wird nun der Mittelwert und die Varianz berechnet. Damit, d.h. aufgrund der statistischen Abweichungen der einzelnen Teiltestmesswerte vom gemeinsamen Mittelwert der Messgröße wird mit Hilfe der Student-t-Verteilung ein sogenanntes Vertrauensintervall bestimmt.

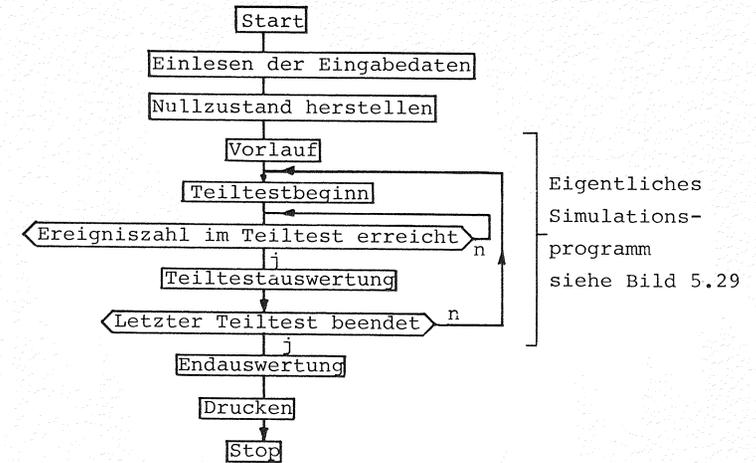


Bild 5.28: Rahmenorganisation des Simulationsprogramms

Für eine genauere Herleitung und Definition des Vertrauensintervalls siehe z.B. /53+54/.

Das Vertrauensintervall gibt für eine vorgegebene Aussagesicherheit (z.B. 95%) an, zwischen welchen Grenzen der "wahre Mittelwert" (bei unbegrenzt langer Simulationsdauer) liegen würde.

Das Vertrauensintervall ist, soweit es die zeichnerische Genauigkeit erlaubt, in den Ergebnisdiagrammen in Form eines doppel-T (I) dargestellt.

Das Vertrauensintervall liefert danach eine Aussage darüber, ob die Länge eines Teiltests vernünftig gewählt wurde. Ist das Vertrauensintervall zu gross, so kann dem durch eine Verlängerung der Teiltests, d.h. durch eine grössere Zahl an Einzelmesswerten je Teiltest abgeholfen werden. Im allgemeinen werden zwischen 5 und 20 Teiltests je Simulationslauf durchgeführt.

Eingebettet in das Rahmenprogramm läuft das eigentliche Simulationsprogramm (Bild 5.29). Auf die Aufgaben der einzelnen Prozeduren wird hier nicht näher eingegangen, weil sie teilweise nur programmorganisatorisch notwendig sind.

Wie Bild 5.29 zeigt, besteht das gesamte Programmsystem praktisch nur aus Prozeduren, die von einer zentralen Stelle, dem KERN, aufgerufen werden. Für nähere Einzelheiten über das Simulationsprogramm sei auf /55-57/ verwiesen.

```

BEGIN
  Vereinbarung der Variablen
  Leseaufruf für die Variablen
  BEGIN
    Vereinbarung der Felder
    Leseaufruf für die Felder
    BEGIN
      Vereinbarung der Prozeduren
      PROCEDURE EDRU           Drucken Eingabegrößen
      PROCEDURE ABHEB          Erstereignisse
      PROCEDURE KAS            KAS
      PROCEDURE SIG            SIG
      PROCEDURE EINAUS         Kanalwerk
      PROCEDURE VRSIM          VR
      PROCEDURE NAETLN         Nächstes Ereignis (TEK)
      PROCEDURE SUCHEN         Hilfsprozedur
      PROCEDURE NAESU          Best. nächstes Ereignis je KAS
      PROCEDURE TRENN          Hilfsprozedur
      PROCEDURE ERLK           Erlang-k-Verteilungsfunktion
      PROCEDURE SUNAE          Best. nächstes Ereignis global
      PROCEDURE SUCHAT         Hilfsprozedur
      PROCEDURE SULOE          Hilfsprozedur
      PROCEDURE AUSWERT        Auswerteprozedur
      PROCEDURE EXITUS         Fehlererkennung
      PROCEDURE SETLOW         Nullsetzen aller Messzähler
    END
  END
  BEGIN
    Vorlauf
    KERN
    Aufruf der Prozeduren und Organisation
    der Teiltests.
  END
END END END
  
```

Bild 5.29: Organisation des Simulationsprogramms

Die zusätzlich notwendigen Programmteile zur Untersuchung des instationären Verhaltens werden im Kapitel 5.6 beschrieben.

5.4.9.2 Eingabegrößen

Zur Steuerung des Ablaufgeschehens muss eine grosse Zahl von Parametern vor jedem Simulationslauf vorgegeben werden (ca 80). Sie enthalten Zahlenwerte für die verschiedenen Bedienungszeiten (z.B. Programmlaufzeiten im VR), Verweilzeiten (z.B. die Zeit zwischen zwei Wählziffern), Raten (z.B. die Anrufrate für Erstversuche), Wahrscheinlichkeiten (z.B. die Wahrscheinlichkeiten der TEK), usw.

Nachstehend werden die 20 wichtigsten dieser 80 Parameter angegeben. Selbstredend werden bei den Simulationsläufen jeweils nur ganz bestimmte Parametergruppen systematisch variiert.

Die in der untenstehenden Liste bei den einzelnen Parametern unterstrichenen Zahlenwerte sind jene "Normalwerte" die für alle in der betrachteten Testserie nicht variierten Parameter konstant bleiben. Parameter für die bei den einzelnen Untersuchungen keine Angaben gemacht werden haben stets diese unterstrichenen "Normalwerte".

1) Die Wahrscheinlichkeiten für die einzelnen Typen der TEK (entsprechend Bild 4.5) und die Wahrscheinlichkeiten für die Zahl der Wählziffern:

$P_{TYP1} = 0 - 100 \%$	<u>10,5%</u>	$P_{ZIFF5} = 0 - 100 \%$	<u>100%</u>
$P_{TYP2} = 0 - 100 \%$	<u>7,3%</u>	$P_{ZIFF8} = 0 - 100 \%$	<u>0%</u>
$P_{TYP3} = 0 - 100 \%$	<u>17,9%</u>	$P_{ZIFF10} = 0 - 100 \%$	<u>0%</u>
$P_{TYP4} = 0 - 100 \%$	<u>6,3%</u>		
$P_{TYP5} = 0 - 100 \%$	<u>57,9%</u>		

2) Die Wahrscheinlichkeiten für Kurzwahl und Wählzeichenzwischenspeicherung

$P_{KW} = 0 - 100 \%$	<u>0%</u>	$P_{ZW} = 0 - 100 \%$	<u>0%</u>
-----------------------	-----------	-----------------------	-----------

3) Anrufraten λ_T , Takt T_I und Overheadzeit h

$$\lambda_T = 0,07143 - 2,0 \cdot 1/\text{sec} \quad \underline{0,1111 \cdot 1/\text{sec}} \quad \text{je Konzentrator}$$

$$T_I = 5 - 100 \text{ msec} \quad \underline{10 \text{ msec}}$$

$$h_{OT} = 0 - 9,9 \text{ msec} \quad \underline{0 \text{ msec}} \quad h_{OM} = 0 - 10 \text{ msec} \quad \underline{0 \text{ msec}}$$

4) Geschwindigkeit des Vermittlungsrechners

RTF = 25,50,75 25 (Run Time Factor um den die reale Geschwindigkeit des verwendeten Prozessrechners künstlich reduziert wird.)

5) Systemgrößen (Zahl der KAS, PCM-Systeme usw.)

N_{PCM} = 1,2 1 N_{PCM,B} = 1,2 1 N_{KAS} = 8,16 16
N_{WZU} = 0-6 6 N_{WZA} = 0-8 8

6) Programmlaufzeiten entsprechend Bild 5.15.

7) Ereignisabstände für Tln-Ereignisse entsprechend Bild 4.5.
Zeiten zwischen zwei Tln-Ereignissen exponentialverteilt.

8) Betriebsweisen

- NCOB Ohne Warten, falls nach Wahlende eine B-Zl gewünscht wird, aber alle Zl in der betrachteten Richtung belegt sind
- COB wie oben, aber mit Warten
- OÜAS Ohne zusätzliche Überlastabwehrstrategie
- MÜAS_{x,y} Mit Überlastabwehrstrategie, Parameter x,y

5.4.9.3 Ergebnisgrößen

Die Definition der Ergebnisgrößen ist im Abschnitt über die Abkürzungen enthalten (Seite 0-16ff). In den Ergebnisdiagrammen und den Beschreibungen sind die Parameter angegeben die verändert wurden. Für alle nicht genannten Parameter gelten die "Normalwerte" entsprechend 5.4.9.2.

5.5 Ergebnisse der Untersuchung des Systems PCMV für stationären Verkehr bei verschiedenen Belastungen

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse der Simulation diskutiert. Dabei wird zwischen einer Betrachtung des Systems bei reinem Internverkehr und bei gemischtem Intern-/Externverkehr unterschieden. Des weiteren wird der Einfluss von Änderungen in der Struktur und Betriebsweise des Vermittlungssystems diskutiert. Der Einfluss besonderer Leistungsmerkmale auf das Verkehrsverhalten der Steuerung wird gezeigt

5.5.1 Internverkehr bei Standardbetriebsweise

5.5.1.1 Betrieb bei verschieden schnellem Vermittlungsrechner

Für diese Simulationen wurden die Parameter entsprechend dem "Normalfall" (Kap. 5.4.9.2) gewählt. Variiert wurde die Anruf-rate λ_T und die Geschwindigkeit des Vermittlungsrechners (RTF). Folgende Größen werden betrachtet.

- 1: Mittlere Belastung Y_{Z1} der Zeitlagen der PCM-Systeme zwischen AKT und ZKF, sowie die Verluste bei A-Belegungsversuchen bzw. B-Belegungsversuchen, B_A bzw. B_B als Funktion der Anrufrate λ_T . Parameter ist RTF = 25,50,75. Bild 5.30.
- 2: Mittlere Zahl der Meldungen, die pro Taktintervall vom Eingabepuffer in die EWS übertragen werden (Gruppengröße \bar{g}) als Funktion der Anrufrate λ_T . Parameter ist RTF = 25,50,75. Bild 5.31.
- 3: Wartewahrscheinlichkeit W_{EWS} in der Eingabewarteschlange EWS als Funktion von λ_T . Parameter ist RTF = 25,50,75. Bild 5.33.
- 4: Mittlere Wartezeit $t_{w,EWS}$ einer Anforderung in der Eingabewarteschlange EWS als Funktion von λ_T . Parameter ist RTF = 25,50,75. Bild 5.34.
- 5: Mittlere Warteschlangenlänge (Wartebelastung) Ω_{EWS} der Eingabewarteschlange EWS als Funktion von λ_T . Parameter ist RTF=25,50,75. Bild 5.35.
- 6: Belastung $Y_{CPU,P}$ der CPU durch Vermittlungsprogramme als Funktion von λ_T . Parameter ist RTF = 25.50.75. Bild 5.36.
- 7: Mittlere Gesamtbelegungszeit $t_{CPU,R}$ der CPU je bearbeitetem Anrufversuch als Funktion von λ_T . (D.h. ohne die Rufversuche die in der KAS abgewiesen wurden). Parameter ist RTF = 25,50,75. Bild 5.38.

Zu 1:

Diagramm 5.30, Seite 5-45 zeigt die Belastung pro Zeitlage Y_{Z1} . Diese Belastung setzt sich zusammen aus erfolgreichen und erfolglosen Verbindungsversuchen entsprechend den Wahrscheinlichkeiten der TEK (siehe Modell TEK, Kap.4). Jene Tln-Ereignisse, die sich während der Vollbelegung (Blockierung) aller 30 Zl des betrachteten PCM-Systems ereignen, beeinflussen selbstredend Y_{Z1} nicht.

Die Verlustwahrscheinlichkeiten B_A des von A-Tln ausgehenden Verkehrs und B_B des zu B-Tln gehenden Verkehrs sind gleich gross. Dies deckt sich mit der Annahme einer belegungsunabhängigen Anrufrate λ_T pro Konzentrador (mit negativ-exponentiell verteilten Anrufabständen) und mit der angenommen vollkommenen Erreichbarkeit der PCM-Systeme (jeweils 30 doppeltgerichtete Zeitlagen zwischen AKT und ZKF).

Die Verlustwahrscheinlichkeiten B_A bzw. B_B entsprechen den Werten der Erlangischen Verlustformel $E_{30}(A)$ für die gemessenen Werte $A = \frac{30 \cdot Y}{1-B} Z_1$ - solange, als nicht durch Internverkehr zum Teilnehmer desselben Konzentrators eine signifikante Verlusterrhöhung auftritt.

Der normale Betriebspunkt des Vermittlungssystems wird natürlich um keine zu hohen Verluste zu haben (z.B. B_A bzw. B_B 1%) bei etwa $\lambda_T = 0.1 \cdot 1/\text{sec}$ liegen. Erhöhungen dieser Nennrate sind jedoch im Betrieb der Vermittlungssysteme nicht auszuschliessen, daher muss das Verkehrsverhalten der Steuerung des Vermittlungssystems auch bei höheren Raten (Überlast) untersucht werden, zumal dort die Steuerung eine wesentliche Rolle spielt (z.B. durch Überlastung, Wartezeiten usw.)

zu 2:

Die tatsächlich vom VR zu bearbeitende Anrufrate λ_A ergibt sich aufgrund der in der KAS abgewiesenen Rufe (Bündelblockierung) für ein System mit $N_{KAS} = 16$ KAS zu

$$\lambda_A = 16 \cdot \lambda_T \cdot (1 - B_A) \quad (5.1)$$

Diese Anrufe erzeugen entsprechend ihrer TEK Anforderungen (Meldungen) an den Vermittlungsrechner. Aufgrund der getakteten Betriebsweise des Kanalwerkes werden diese Meldungen in Gruppen in die Eingabewarteschlange EWS eingetragen. Die mittlere Zahl an Anforderungen die von den KAS stammen und pro Taktzeitpunkt in die EWS eingetragen werden (mittlere Gruppengrösse \bar{g}) zeigt Bild 5.31.

\bar{g} lässt sich aufgrund folgender Betrachtung abschätzen.

Es gilt $\bar{g} = \frac{\text{Zahl der Meldungen im Zeitintervall } \tau}{\text{Zahl der Taktintervalle in } \tau} = \frac{Z}{N} \quad (5.2)$

Die Zahl Z der Meldungen im Zeitintervall τ ergibt sich aus der Zahl der Rufe, die bearbeitet werden und der Zahl der Meldungen je Ruf zu

$$Z = \lambda_A \cdot \tau \cdot M_{ZR} \quad (5.3a) \quad \text{mit } \lambda_A \text{ aus Gl. 5.1 und}$$

M_{ZR} = mittlere Zahl an Meldungen je Ruf an den VR.

Die mittlere Zahl der Meldungen je Ruf (M_{ZR}) wird aufgrund der verschiedenen TEK und ihrer Auftretswahrscheinlichkeiten bestimmt. Dabei ist zu berücksichtigen, dass sich das ursprüngliche Tln-Verhalten (repräsentiert durch die TEK, siehe Kap.4) aufgrund des Verlustes bei Belegungsversuchen von B-Zl (B_B) ändert.

Aufgrund von Bild 5.27 kann die Zahl der Meldungen die von einem bestimmten TEK-Typ erzeugt werden, bestimmt werden.

Somit gilt

$$M_{ZR} = P_{TYP1} \cdot 2 + P_{TYP2} \cdot 4 + P_{TYP3} \cdot 7 + P_{TYP4} \cdot B_B \cdot 8 + P_{TYP4} \cdot (1 - B_B) \cdot 8 + P_{TYP5} \cdot B_B \cdot 8 + P_{TYP5} \cdot (1 - B_B) \cdot 10 \quad (5.3b)$$

Die Zahl der Taktintervalle N in der Zeit τ bestimmt sich für eine Taktdauer T_I zu

$$N = \tau / T_I \quad (5.4)$$

Aufgrund von Gl. 5.2, 5.3a und 5.4 ergibt sich

$$\bar{g} = \lambda_A \cdot \tau \cdot M_{ZR} \cdot T_I / \tau = \lambda_A \cdot M_{ZR} \cdot T_I \quad \text{und mit 5.1}$$

$$\bar{g} = 16 \cdot \lambda_T \cdot (1 - B_A) \cdot M_{ZR} \cdot T_I \quad (5.5)$$

Für einen "normalen MIX" (Auftrittswahrscheinlichkeiten der TEK (P_{TYP}) entsprechend Bild 4.5) folgt aus 5.3b

$$M_{ZR} = 8,05 - 1,16 B_B \quad (5.6)$$

Für ein Taktintervall $T_I = 0,01$ sec folgt damit aus Gl. 5.5+5.6

$$\bar{g} = 1,29 \cdot (1 - B_A) \cdot \lambda_T + 0,19 \cdot B_B \cdot (1 - B_A) \cdot \lambda_T \quad (5.7)$$

mit λ_T = Rufe pro Sekunde und AKT.

\bar{g} entsprechend Gl. 5.7 ist in Bild 5.31 zusätzlich zu den simulierten Werten strichpunktiert eingetragen. Hierfür wurden die Verlustwerte für B_A und B_B für die verschiedenen Werte von λ_T aus Bild 5.30 entnommen.

Die Abweichung der berechneten Werte von den simulierten hängt von der Abweichung der im System tatsächlich simulierten TEK-Typen von den für die Rechnung benützten Auftrittswahrscheinlichkeiten der TEK-Typen ab.

Würde man annehmen, dass B_A und B_B unabhängig von λ_T immer gleich 0 wären, so würde sich für \bar{g} ein Wert ergeben, den man als das Maximum der mittleren Gruppengrösse bezeichnen könnte.

Er wird hier als \hat{g} dargestellt.

$$\text{Aus 5.6 folgt für } B_B = 0 \quad M_{ZR} \Big|_{B_B=0} = 8,05$$

Für $B_A = B_B = 0$ ergibt sich also aus Gl. 5.7

$$\hat{g} = 1,29 \cdot \lambda_T \quad \text{mit } \lambda_T \text{ in Rufen/Sekunde.}$$

\hat{g} ist in Bild 5.31 gestrichelt eingetragen.

Die Werte für \bar{g} sind im hier betrachteten Bereich von λ_T unabhängig von RTF und daher für die Werte RTF=25,50,75 gleich.

Eine Beeinflussung der Gruppengrösse \bar{g} durch die Geschwindigkeit des VR könnte nur dann eintreten, wenn zusätzliche Verluste von Rufen durch den VR eintreten würden. Dies ist bei den hier durchgeführten Untersuchungen aber nicht möglich.

Für eine analytische Untersuchung eines Modells der Zentralsteuerung eines VR mit getakteter Informationsübergabe (z.B. Kap. 5.3.2) wie es in /40/ behandelt wird, ist die Verteilung der Gruppengrösse g von Interesse.

Bild 5.32 zeigt daher die gemessene Verteilungsfunktion der Gruppengrösse $P(\leq g)$ für zwei Anrufraten, $\lambda_T = 0,5$ 1/sec (durchgezogene Linie) und $\lambda_T = 0,111 \cdot 1$ /sec (gestrichelt).

Zu 3:

Die Wartewahrscheinlichkeit W_{EWS} der Meldungen in der EWS zeigt Bild 5.33. W_{EWS} muss mit steigendem λ_T bzw. mit steigender Gruppengrösse und mit fallender Arbeitsgeschwindigkeit (grösserem RTF) des VR steigen.

Warten muss eine Meldung immer dann, wenn

- die Eingabewarteschlange EWS zum Taktzeitpunkt nicht leer ist
- eine laufende Bearbeitung im VR durch den Takt unterbrochen wurde
- die betrachtete Meldung nicht die erste Meldung ist, die zum Taktzeitpunkt in die EWS eingetragen wird.

Das Bild zeigt, dass, wie aufgrund obiger Überlegungen zu erwarten die Wartewahrscheinlichkeit bei dem langsameren Rechner grösser ist als für den schnelleren. Jedoch sagt die Wartewahrscheinlichkeit nur etwas in Verbindung mit den Wartezeiten aus.

Zu 4:

Die mittlere Wartezeit der Meldungen in der Eingabewarteschlange EWS, $t_{w,EWS}$, als Funktion von λ_T mit dem Parameter RTF zeigt Bild 5.34.

Die Wartezeit setzt sich aus zwei Teilen zusammen:

- Wenn zum Taktzeitpunkt die Bedienung einer Meldung unterbrochen wurde und anschliessend deren Bearbeitung fortgesetzt wird, so ist die Wartezeit der ersten wartenden Meldung gleich der Restbedienungszeit der unterbrochenen Meldung.
- Wenn zum Taktzeitpunkt mehr als eine Meldung eintrifft, so muss z.B. die zweite Meldung die Wartezeit der ersten Meldung plus deren Bedienungszeit warten.

Die Wartezeiten machen sich insbesondere bei Wahlende durch den Rufverzug für den Tln bemerkbar, während sie sich für einzelne Wählziffern für den Tln nicht bemerkbar machen.

Der Rufverzug t_{RV} , also die Zeit zwischen der Wahl der letzten Ziffer durch den Tln und dem Anlegen des Ruftones bestimmt sich zu

$$t_{RV} = t_{w,KAS} + t_{w,EWS} + (h_{P6} + h_{P18} + h_{P19}) \cdot RTF + t_{w,AWS}$$

Er setzt sich also zusammen aus der Wartezeit in der KAS ($t_{w,KAS}$), aus der Wartezeit der Meldung "Wählziffer" in der EWS ($t_{w,EWS}$),

aus den Programmlaufzeiten zur Bearbeitung der Meldung im VR (h_{P6}, h_{P8}, h_{P19}) sowie aus der Wartezeit des Befehls an die KAS in der Ausgabewarteschlange AWS ($t_{W,AWS}$). Der Ruftonverzug ist gestrichelt in Bild 5.34 eingetragen.

Für den Ruftonverzug werden normalerweise die noch tolerierbaren Verzögerungen von den Fernmeldeverwaltungen bzw. dem CCITT vorgeschrieben. Sie liegen meist in der Grössenordnung von 200 msec.

Zu 5:

Bild 5.35 zeigt die mittlere Länge der Eingabewarteschlange EWS Ω_{EWS} als Funktion von λ_T . Für $RTF=75$ zeigt sie einen stark ansteigenden Verlauf. Bei einer nur geringfügigen Erhöhung der Rate λ_T kann daher die Warteschlangenlänge instationär werden und daher ein Überlauf eintreten. Hier muss dann eine Überlastabwehrstrategie einsetzen (siehe Kap 5.6.3).

Zu 6:

Die Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$ durch Vermittlungsprogramme zeigt Bild 5.36. Sie kann aus der mittleren Gruppengrösse \bar{g} , der mittleren Bearbeitungszeit $t_{CPU,M}$ je Meldung in der CPU und der Taktdauer T_I bestimmt werden. Also ist

$$Y_{CPU,P} = \bar{g} \cdot t_{CPU,M} / T_I \quad (5.8)$$

\bar{g} ist aus Bild 5.31 bekannt. $t_{CPU,M}$ ist in Bild 5.37 dargestellt. $t_{CPU,M}$ fällt leicht mit λ_T , was aus dem durch die Verluste B_B bedingten, geänderten Meldungsspektrum folgt.

$Y_{CPU,P}$ steigt linear mit RTF was sich daraus ablesen lässt, dass die Strecke A überall gleich der Strecke B in Bild 5.36 ist.

Bild 5.38 zeigt die mittlere Belegungszeit der CPU pro Anrufversuch $t_{CPU,R}$. Sie nimmt mit steigendem λ_T leicht ab. Dies ist auf die geringere Meldungszahl je Ruf (durch Änderung der TEK, weniger B-Abbeereignisse) aufgrund der hohen Verluste (B_B) zurückzuführen.

$t_{CPU,R}$ lässt sich aufgrund der Auftrittswahrscheinlichkeiten der TEK Typen (P_{TYP}) und der für diese Rufe benötigten Programme des VR (Laufzeit h_p) unter Berücksichtigung von RTF und B_B wie folgt abschätzen: (Siehe nächste Seite)

$$t_{CPU,R} = (P_{TYP1} (h_{P1} + h_{P12}) + P_{TYP2} (h_{P1} + h_{P2} + h_{P3} + h_{P12}) + (P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) B_B) (h_{P1} + h_{P2} + h_{P3} + h_{P4} + h_{P5} + h_{P6} + h_{P18} + h_{P12}) + P_{TYP4} (1 - B_B) (h_{P1} + h_{P2} + h_{P3} + h_{P4} + h_{P5} + h_{P6} + h_{P18} + h_{P19} + h_{P17} + h_{P13}) + P_{TYP5} (1 - B_B) (h_{P1} + h_{P2} + h_{P3} + h_{P4} + h_{P5} + h_{P6} + h_{P18} + h_{P19} + h_{P17} + h_{P14} + h_{P16} + h_{P15})) \cdot RTF \quad (5.9)$$

Mit den Zahlenwerten aus Bild 5.15 und Bild 4.5 folgt

$$t_{CPU,R} = (5,44 - 2,15 B_B) RTF \quad \text{Alle Werte in msec} \quad (5.10)$$

Für $RTF=25$ sind die berechneten Werte für $t_{CPU,R}$ in Bild 5.38 eingetragen.

Die CPU-Belegungszeit je Meldung, $t_{CPU,M}$, ergibt sich aus der CPU-Belegungszeit je Ruf ($t_{CPU,R}$) und der mittleren Zahl an Meldungen je Ruf (M_{ZR}):

$$t_{CPU,M} = t_{CPU,R} / M_{ZR} \quad (5.11)$$

Mit Gl. 5.10 und 5.6 ergibt sich:

$$t_{CPU,M} = \frac{5,44 - 2,15 B_B}{8,05 - 1,16 B_B} \cdot RTF$$

Bild 5.39 zeigt die Aufschlüsselung der CPU Belastung in die einzelnen Anteile, die durch die verschiedenen Vermittlungsprogramme verursacht werden ($Y_{CPU,Px}$). Die Bezeichnung der Programme stimmt mit der in Bild 5.15 überein. Die CPU Belastung durch die Programme ist kumulativ aufgetragen, d.h. dass z. B. die Belastung durch Programm P14 der Differenz zwischen der Linie für P14 und der Linie für P13 entspricht. Damit gibt die Linie für P18 auch gleichzeitig die Gesamtbelastung der CPU wieder.

Vergleicht man den Anteil der einzelnen Programme an der Gesamtbelastung so ergeben sich leichte Verschiebungen, bedingt durch die Änderung des ursprünglichen Teilnehmerverhaltens aufgrund des Verlustes durch Belegungsversuche für B-Z1, B_B .

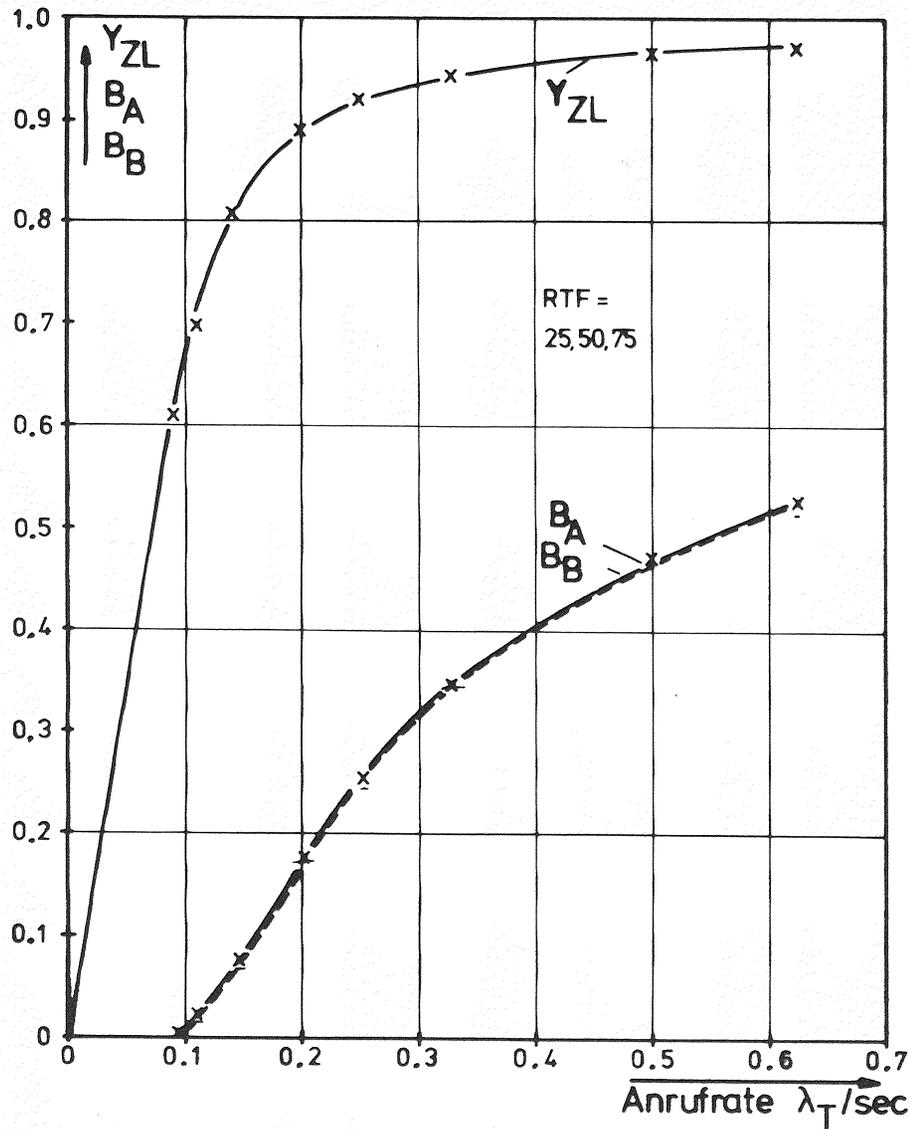


Bild 5.30: Belastung pro Zl, Y_{ZL} , Verlustwahrscheinlichkeiten B_A und B_B , als Funktion der Anrufrate λ_T .
 --- gerechnete Werte aus der Erlang'schen Verlustformel $E_{30}(A)$.

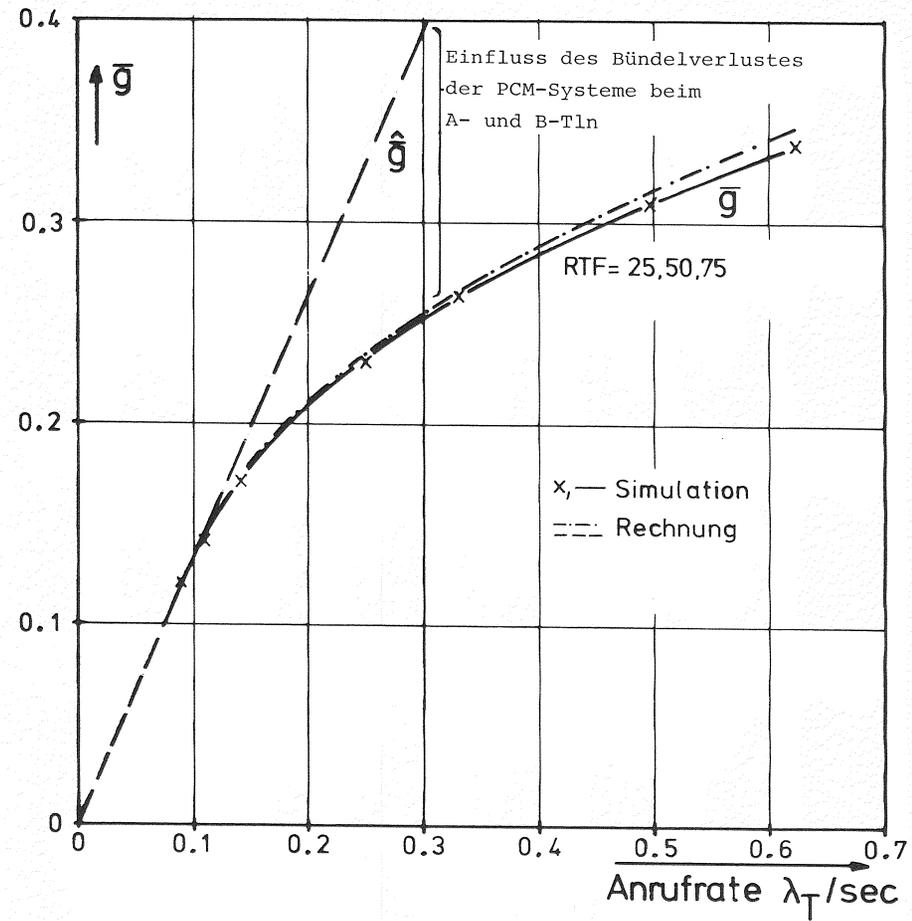


Bild 5.31: Mittlere Gruppengröße \bar{g} als Funktion von λ_T .

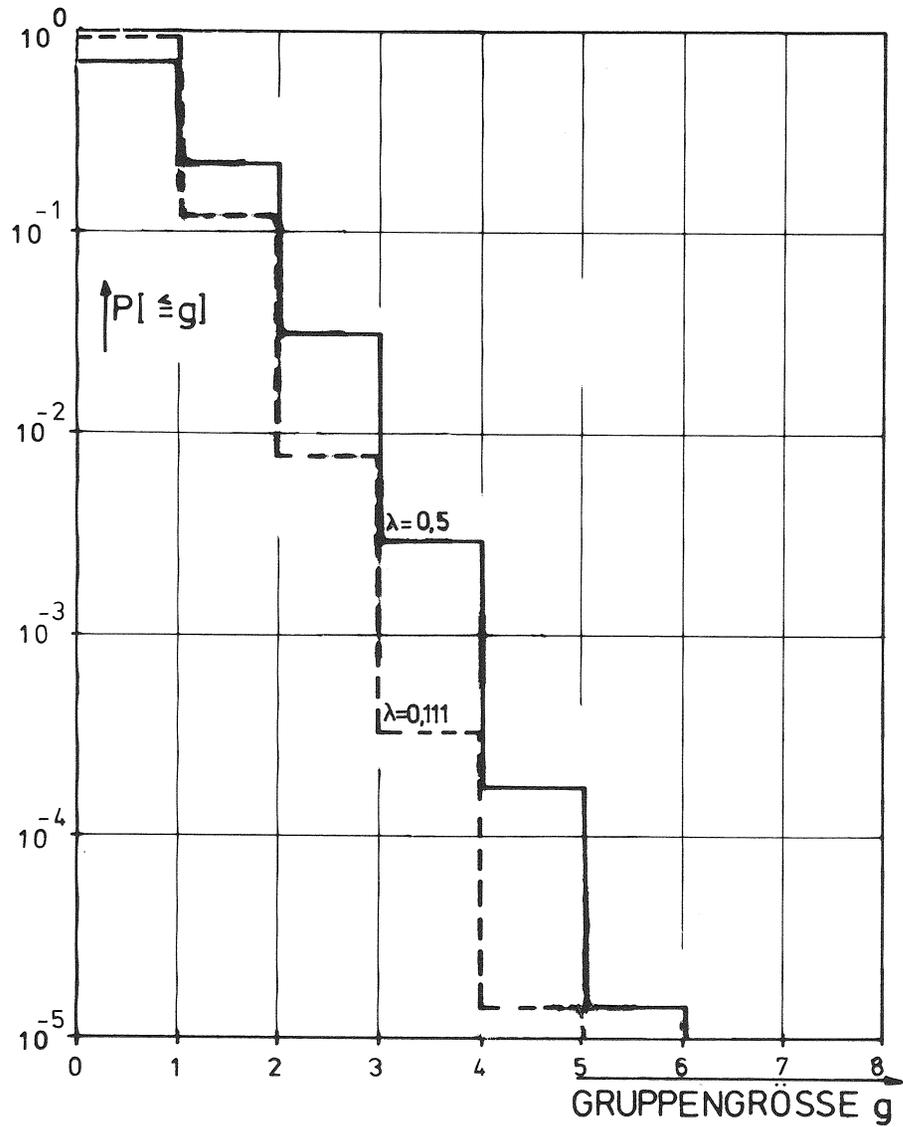


Bild 5.32: Verteilungsfunktion der Gruppengrösse

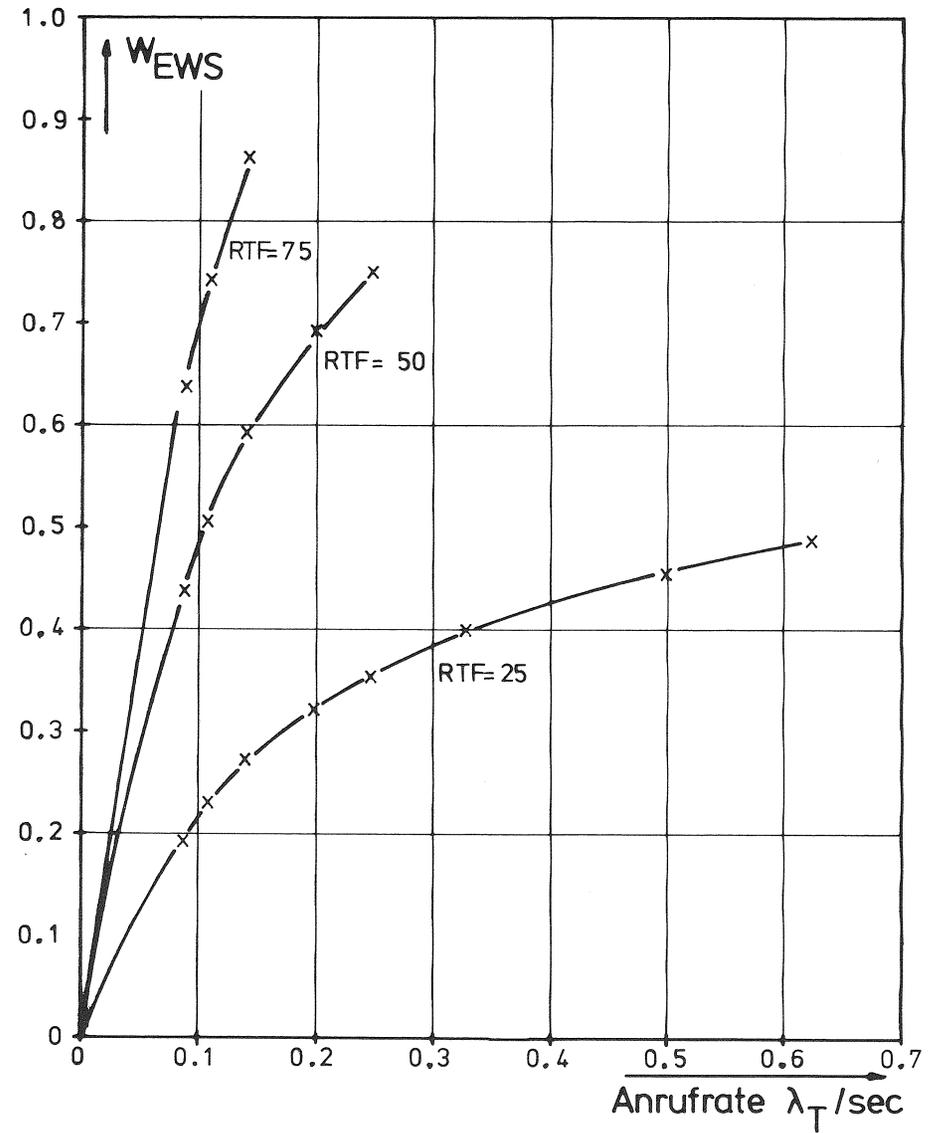


Bild 5.33: Wartewahrscheinlichkeit W_{EWS} in der Eingabewarteschlange EWS als Funktion von λ_T .

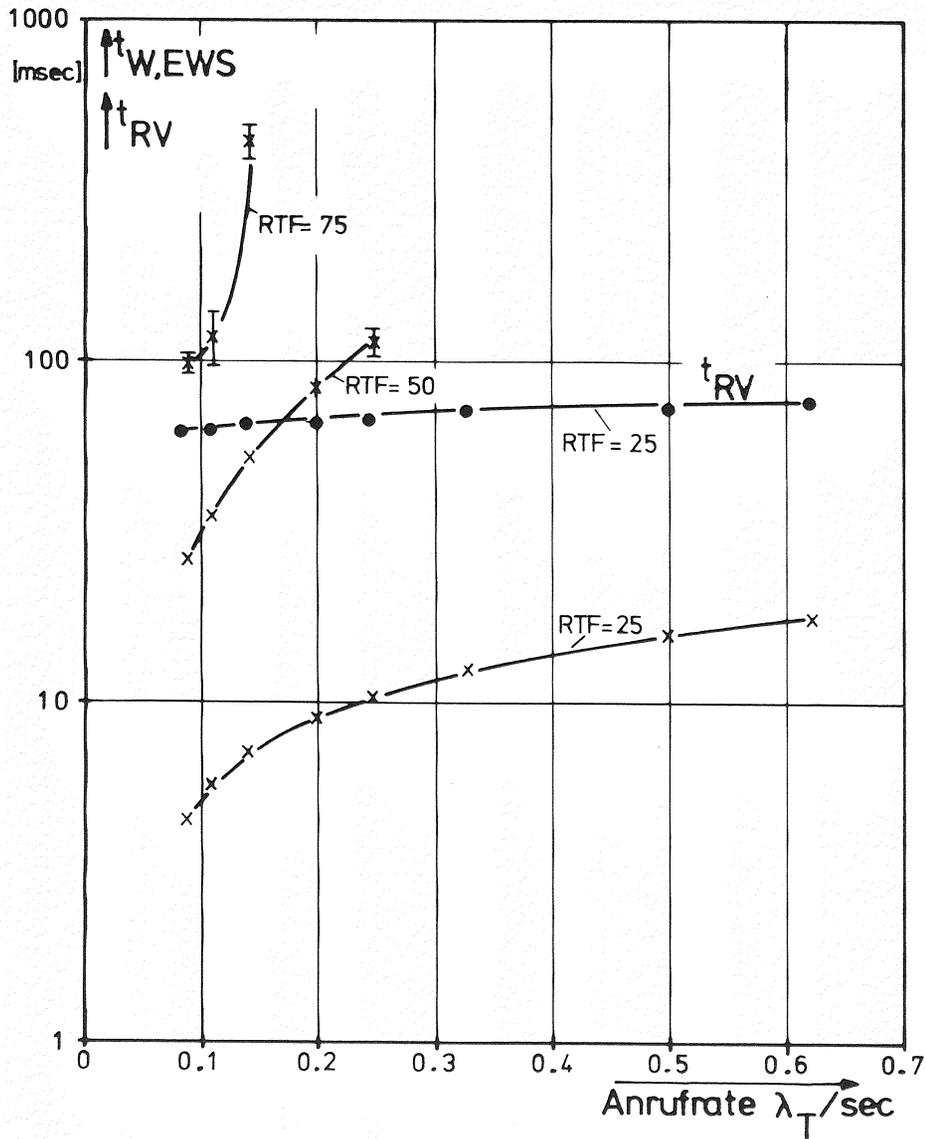


Bild 5.34: Mittlere Wartezeit $t_{W,EWS}$ in der Eingabewarteschlange und Ruftonverzug t_{RV} als Funktion von λ_T .

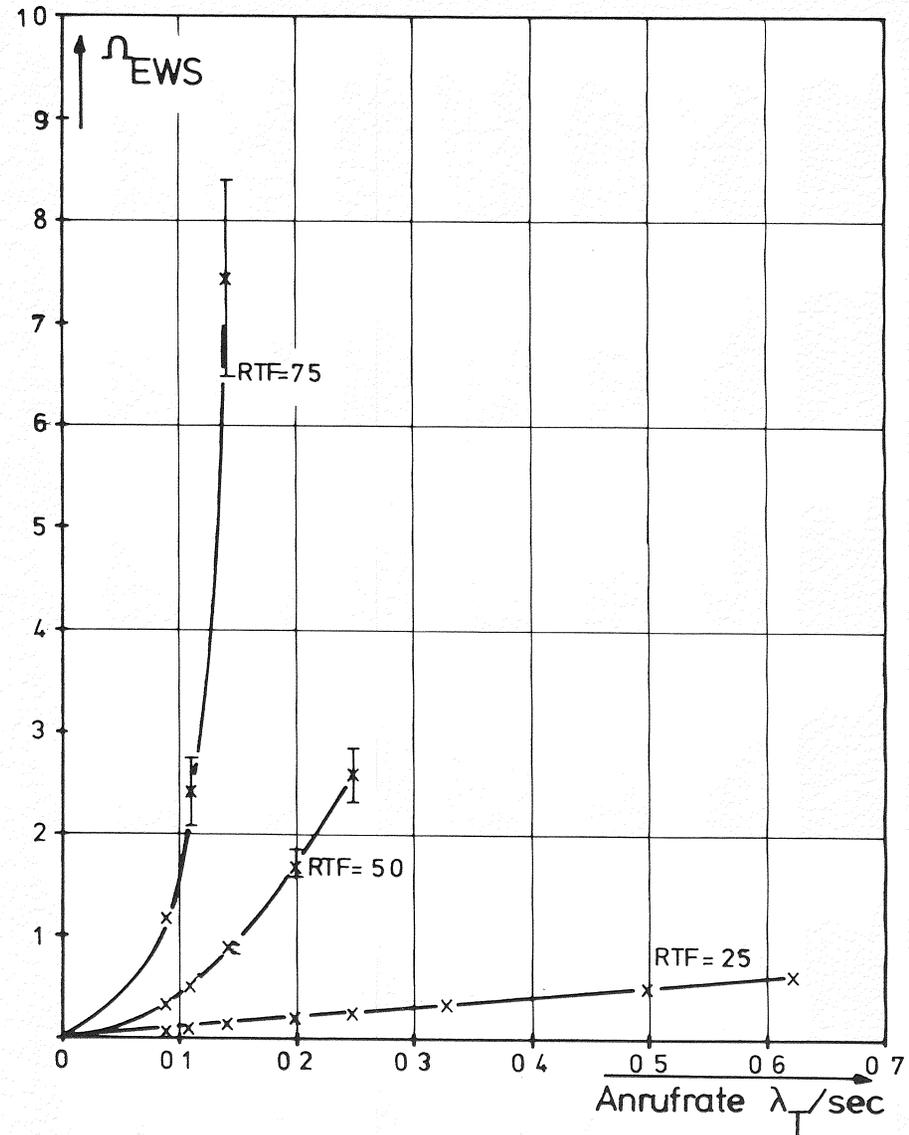


Bild 5.35: Wartebelastung (mittlere Warteschlangenlänge Ω_{EWS}) der Eingabewarteschlange EWS als Funktion von λ_T .

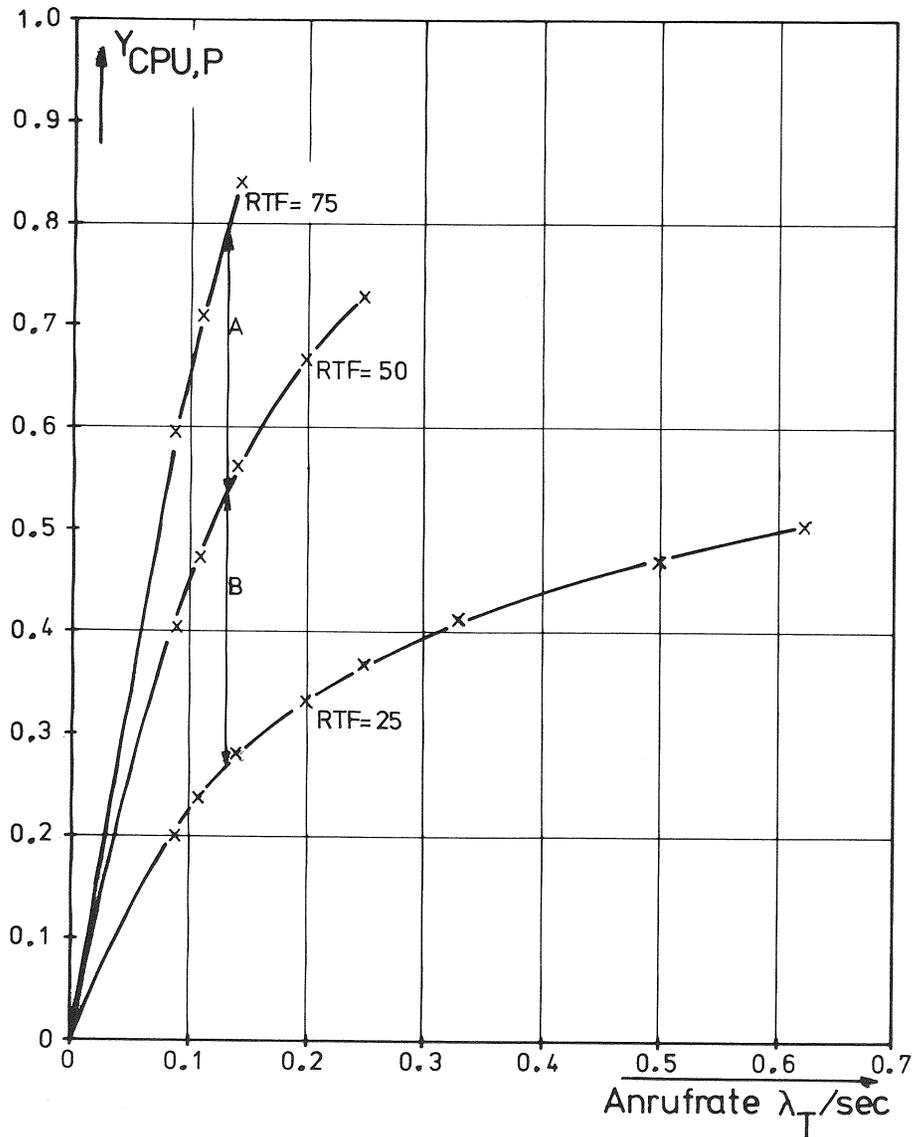


Bild 5.36: Belastung der CPU $Y_{CPU,P}$ durch Vermittlungsprogramme als Funktion von λ_T .

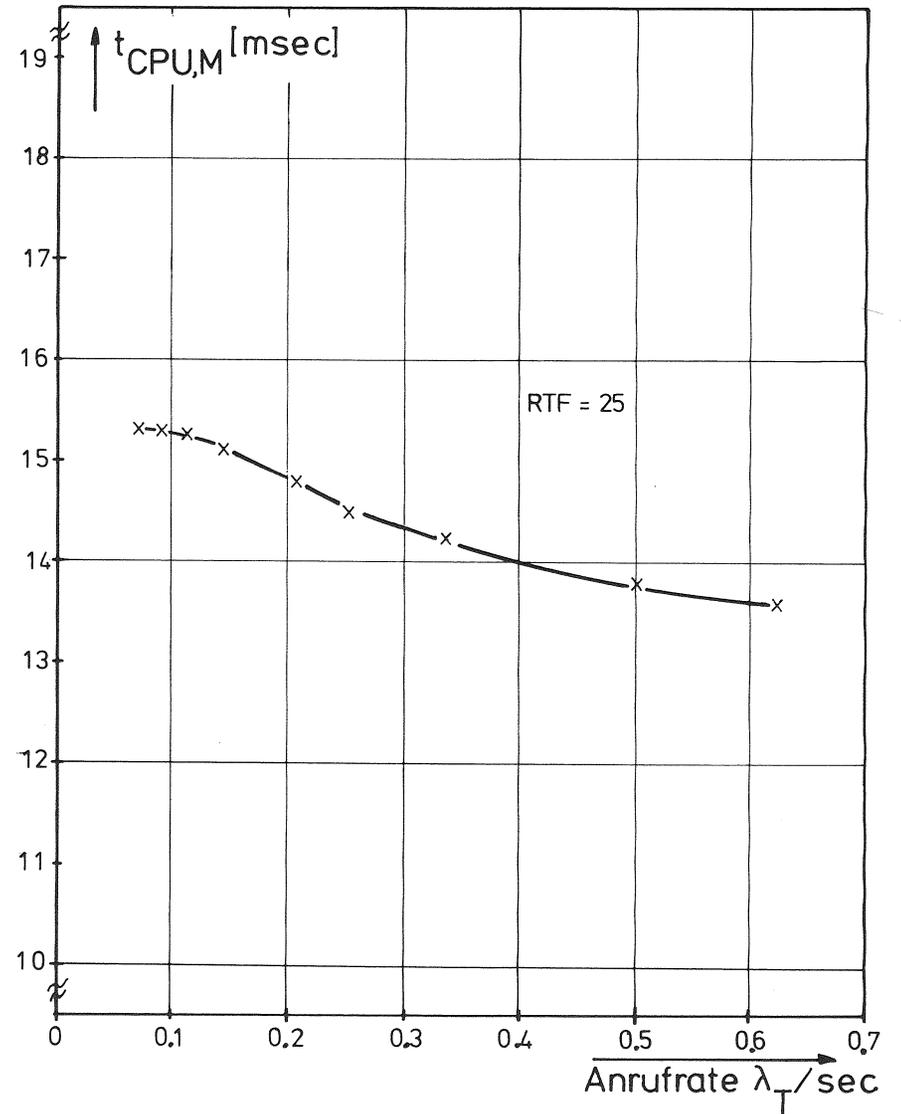


Bild 5.37: Mittlere Bearbeitungszeit $t_{CPU,M}$ (Programmlaufzeit) einer Meldung in der CPU als Funktion von λ_T .

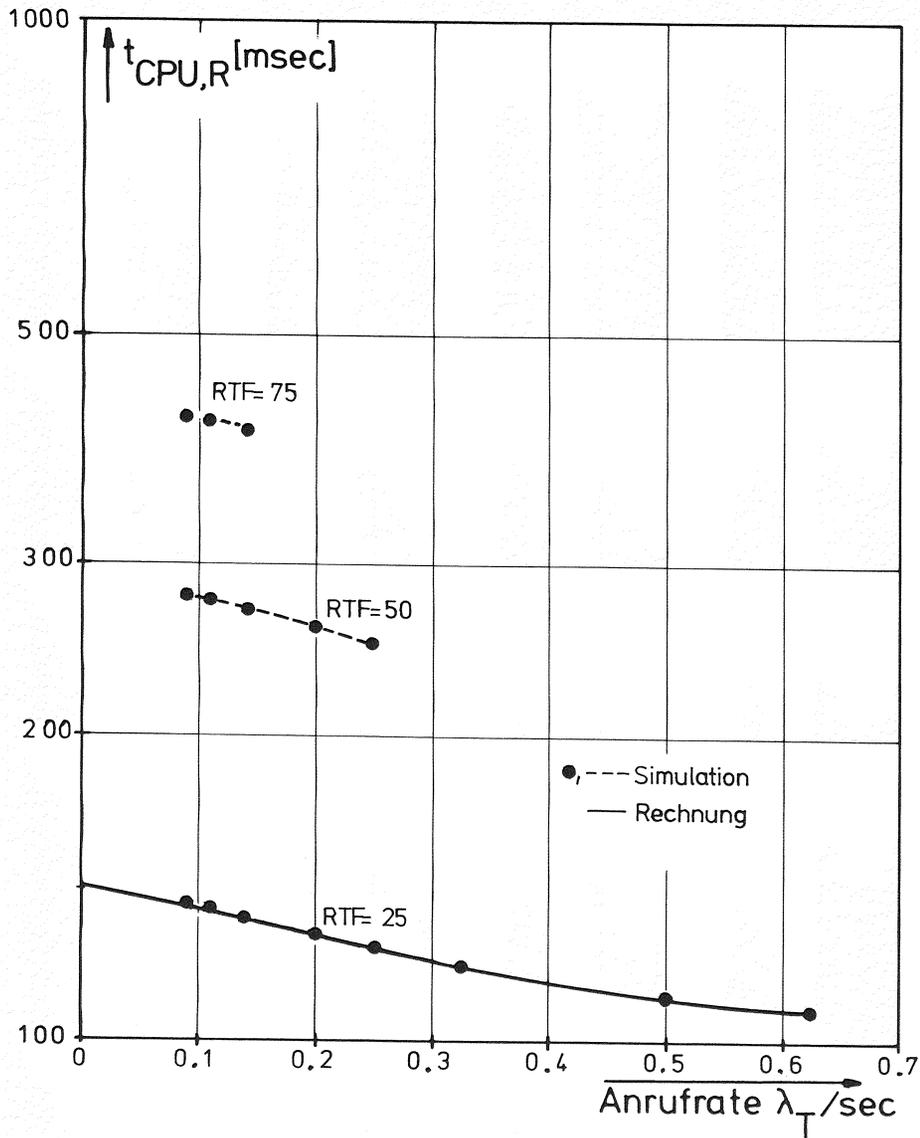


Bild 5.38: Mittlere Gesamtbearbeitungszeit $t_{CPU,R}$ eines Rufes in der CPU als Funktion von λ_T .

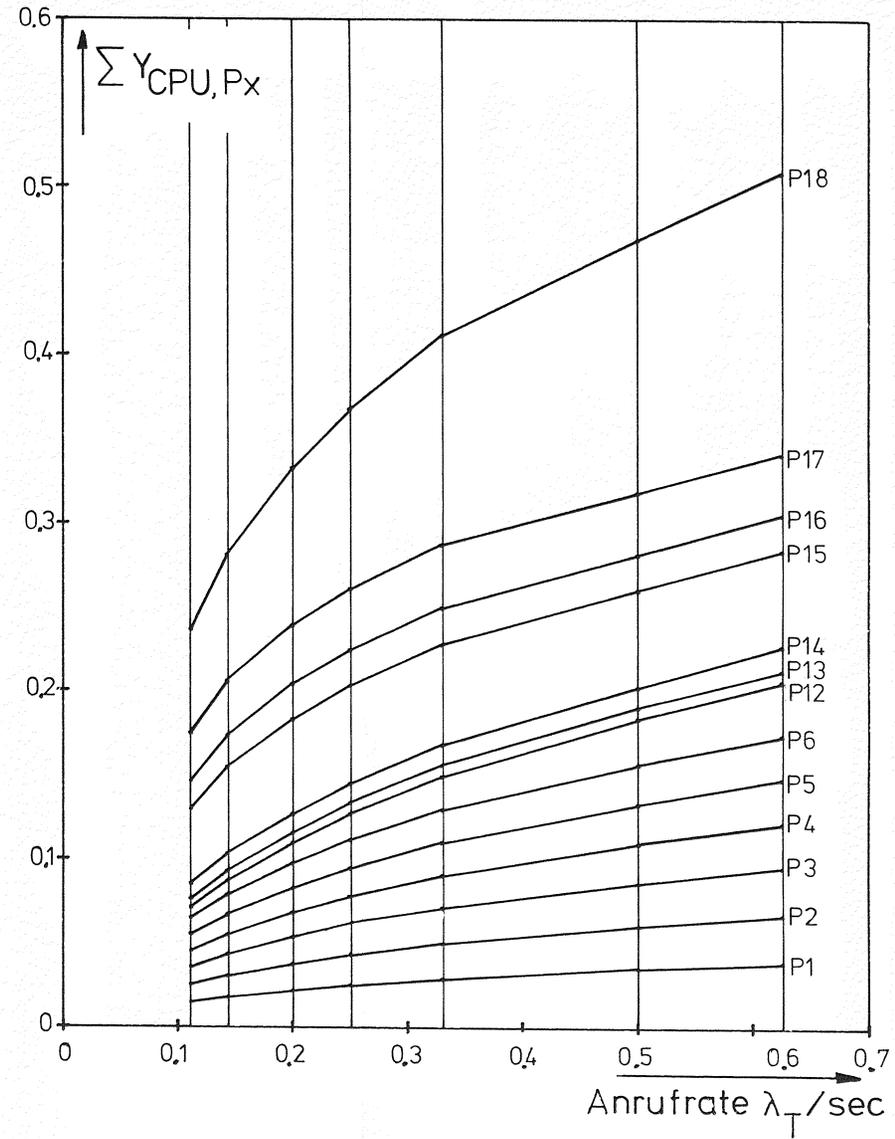


Bild 5.39: Belastung der CPU $Y_{CPU,Px}$ durch das Vermittlungsprogramm mit der Nummer x (Bild 5.15) als Funktion von λ_T aufgeschlüsselt für die verschiedenen Programme x .

5.5.1.2 Betrieb bei verschiedenen Übergabetakten unter Berücksichtigung des Overheads

Die Meldungen und Befehle zwischen Peripherie (KAS,SIG,Koppelnetz) und zentralem VR werden im System PCMV vom Kanalwerk taktgebunden übertragen.

In diesem Abschnitt soll der Einfluss des Taktes (Taktintervall T_I) auf die Wartezeit der Meldungen in der Eingabewarteschlange (EWS) untersucht werden. Für diese Untersuchung wird reiner Internverkehr angenommen.

Insbesondere soll der Einfluss des Overheads untersucht werden.

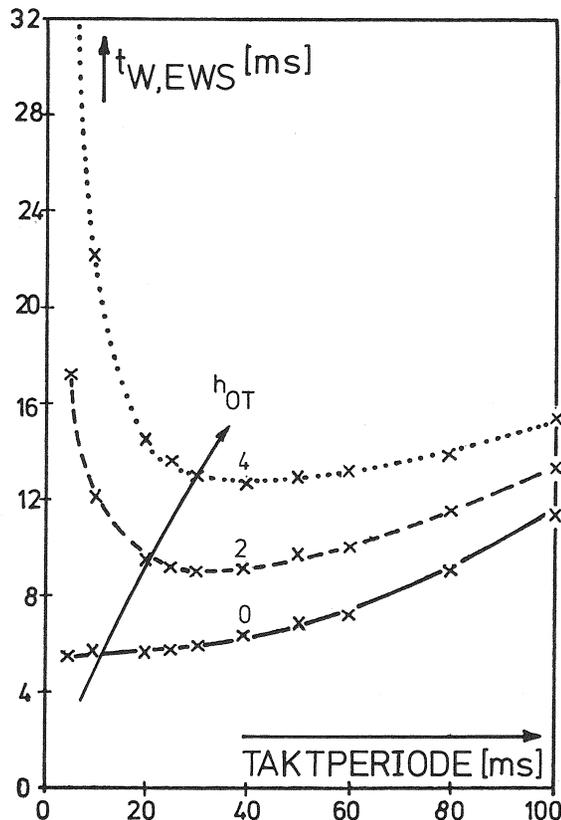


Bild 5.40: Mittlere Wartezeit der Meldungen in der Eingabewarteschlange EWS des VR, $t_{w,EWS}$ als Funktion des Taktes (s. Bild 5.26).

Die mittlere Bearbeitungszeit einer Meldung in der CPU ist $t_{CPU,P} \approx 15$ msec.

Der Overhead tritt im realen System als Betriebssystem-phase auf, um eine Vorbereitung der Meldungen für die spätere Bearbeitung durchzuführen. Er tritt bei jedem Takt auf und ist mit einer konstanten Dauer h_{OT} angenommen (siehe Kap. 5.4.5 und Bild 5.14).

Bild 5.40 zeigt die mittlere Wartezeit der Meldungen in der Eingabewarteschlange EWS, $t_{w,EWS}$, als Funktion des Taktes.

Für einen Overhead $h_{OT}=0$ (unterste durchgezogene Kurve) wird die Wartezeit mit kleinerer Taktperiode stets sinken. Die Wartezeit setzt sich aus zwei Anteilen zusammen (siehe Kap. 5.5.1.1)

- Die Wartezeit des ersten Wartenden ist bedingt durch die Restbedienungszeit einer gerade in Bearbeitung befindlichen Meldung.
- Die Wartezeit der weiteren wartenden Meldungen ergibt sich aus der Summe der Wartezeiten der "Vordermänner" plus der Bearbeitungszeit der unmittelbar vor der betrachteten Meldung wartenden Meldung.

Dieser zweite Anteil wird durch die taktmässige Übertragung der wartenden Meldungen vom EPU in die Eingabewarteschlange EWS, also durch die Gruppenankunft von Meldungen in der EWS, verstärkt. Dieser Effekt ist umso grösser, je grösser die Taktperiode ist. Umgekehrt gesagt, wird dieser wartezeitverstärkende Einfluss mit kleinerer Gruppengrösse kleiner, d.h. also bei kleineren Taktperioden.

Ein weiterer Grenzfall wäre daher Takt = 0 und $h_{OT} = 0$, also ausserdem der Übergang von einem getakteten System zu einem System mit kontinuierlicher Informationsübergabe. In solchen Systemen sind, wie oben erläutert, die Wartezeiten immer kleiner.

Trotz dieser Wartezeitreduzierung werden in Vermittlungssystemen fast ausschliesslich getaktet betriebene Kanalwerke eingesetzt. Die Vorteile sind vor allem in einer klaren Betriebsweise zu sehen, da ein Meldungs-austausch nur zu klar definierten Zeitpunkten erfolgt. Damit können die Verarbeitungseinheiten zwischen zwei Takten ungestört arbeiten, da die nächste Meldungsgruppe erst zum nächsten Takt ansteht.

Die Verhältnisse ändern sich grundlegend, wenn man den Overhead nicht vernachlässigt. In Bild 5.40 sind die Kurven für einen Overhead von $h_{OT}=2$ msec (gestrichelt) und $h_{OT}=4$ msec (punktiert) eingetragen.

Die Kurven zeigen den aus /40/ bekannten Sachverhalt, dass bei getakteten Systemen mit Overhead für einen gegebenen Overhead eine minimale Wartezeit bei einem bestimmten Takt erreicht werden kann.

Der Anstieg der Wartezeiten bei kleinen Takten ist darauf zurückzuführen, dass sich jetzt häufiger die Bearbeitung einer Meldung über mehr als ein Taktintervall erstreckt und somit durch die Overheadphasen verlängert wird. Der Anstieg der Wartezeiten für grössere Taktintervalle wird durch die damit bedingte grössere Gruppengrösse bestimmt.

Mit Hilfe dieser Kurven lässt sich eine günstige Wahl des Taktintervalls treffen, die hier je nach Overhead etwa zwischen 10 und 40 msec liegt. (Die mittlere Bearbeitungszeit pro Meldung in der CPU liegt bei etwa 15 msec und beträgt je nach Meldungstyp ca 7 bis 40 msec.).

Bei dieser Entscheidung darf aber folgender Gesichtspunkt nicht ausser acht gelassen werden. Aufgrund des Overhead steht nicht mehr

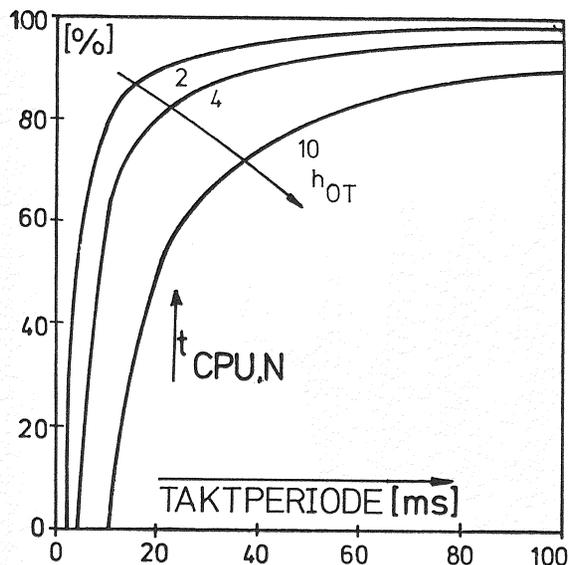


Bild 5.41:
Prozentual verfügbare CPU-Nutzzeit $t_{CPU,N}$ für Vermittlungsprogramme

die gesamte Rechnerkapazität für Nutzprogramme zur Verfügung. Diese Kapazität sinkt mit kleineren Takten und steigendem Overhead (bei taktdauerunabhängigem Overhead). Bild 5.41 zeigt den Prozentsatz der Zeit, der für die Bearbeitung von Meldungen zur Verfügung steht, $t_{CPU,N}$ als Funktion des Taktes, mit dem Overhead als Parameter.

$$t_{CPU,N} \text{ ergibt sich aus folgender Formel: } t_{CPU,N} = \frac{T_I - h_{OT}}{T_I} \cdot 100 \quad (5.12)$$

Die Wahl des Taktes muss also unter Berücksichtigung der Wartezeiten, des Overheads und der verfügbaren CPU-Zeit für Nutzprogramme erfolgen.

5.5.1.3 Verschiedenes Teilnehmerverhalten

Wie alle bisherigen Überlegungen und Simulationsergebnisse gezeigt haben, hat das Tln Verhalten einen starken Einfluss auf das Verhalten des Vermittlungssystems. So ändern sich alle Kenngrössen des Systems, wie z.B. die Verluste auf den PCM-Systemen B_A, B_B , ferner Gruppengrösse g , Wartezeiten, Wartewahrscheinlichkeiten, Warteschlangenlängen in der EWS usw. Als Beispiel sollen zwei Grössen, nämlich die mittlere Wartezeit in der EWS, $t_{W,EWS}$ (Bild 5.42) und die Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$ (Bild 5.43) für verschiedenes Tln-Verhalten gezeigt werden. Dabei werden jeweils 3 Kurven betrachtet:

- für $P_{TYP1} = 100\%$, d.h. alle Tln legen ohne Wahl nach einer exponentialverteilten Zeit (im Mittel 3,5 sec) wieder auf.
- für $P_{TYP3} = 100\%$, d.h. alle rufenden A-Tln erhalten nach vollständiger Ziffernwahl, ohne Aufbau einer Verbindung zum Ziel AKT, auf Veranlassung der CPU Belegton, weil der B-Tln belegt ist, und legen nach einer exponentialverteilten Zeit mit Mittelwert 10,25 sec wieder auf.
- für $P_{TYP5} = 100\%$, d.h. alle A-Tln wünschen eine Gesprächsverbindung zu einem nicht belegten B-Tln und erhalten nur im Falle Gassenbesetzt einen Belegton. Diese CPU-Belastung ist also auch abhängig von der Belastung der Bündel zwischen Vermittlungsstelle und Ziel-AKT.

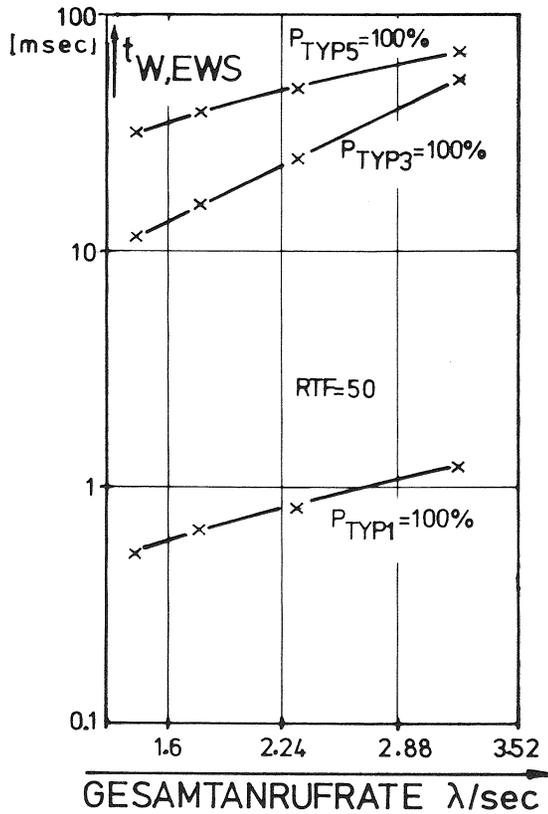


Bild 5.42:
Mittlere Wartezeit der Meldungen in der Eingabewarteschlange, $t_{W,EWS}$ als Funktion der Gesamtanrufrate λ .

Die Kurven zeigen jeweils für konstante Anrufrate die starke Abhängigkeit der Grössen vom Tln-Verhalten.

Die Wartezeit $t_{W,EWS}$ der Meldungen in der EWS ist abhängig von der Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$ (siehe Bild 5.43) und der mittleren Gruppengrösse \bar{g} (siehe Kap. 5.5.1.1 und 5.5.1.2) entsprechend den beiden Komponenten der Wartezeit.

Für ein Teilnehmerverhalten entsprechend dem TEK TYP 5 ($P_{TYP5}=100\%$) ist sowohl die Gruppengrösse grösser (da mehr Meldungen je Anruf) als auch die CPU-Belastung (da mehr Meldungen je Anruf und teilweise grössere Laufzeiten der Programme in der CPU) als z.B. für ein Tln-Verhalten entsprechend TYP 1.

Die Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$, zeigt Bild 5.43.

$Y_{CPU,P}$ lässt sich wie folgt bestimmen.

Gl. 5.8, Seite 5-43 lautet $Y_{CPU,P} = \bar{g} \cdot t_{CPU,M} / T_I$

Des weiteren gilt Gl. 5.5 $\bar{g} = 16 \cdot \lambda_T \cdot (1-B_A) \cdot M_{ZR} \cdot T_I$

und Gl. 5.11 $t_{CPU,M} = t_{CPU,R} / M_{ZR}$

Somit folgt aus Gl. 5.8, 5.5 und 5.11

$$Y_{CPU,P} = 16 \cdot \lambda_T \cdot (1-B_A) \cdot M_{ZR} \cdot T_I \cdot t_{CPU,R} / M_{ZR} \cdot T_I$$

oder $Y_{CPU,P} = 16 \cdot \lambda_T \cdot t_{CPU,R} \cdot (1-B_A)$ (5.13)

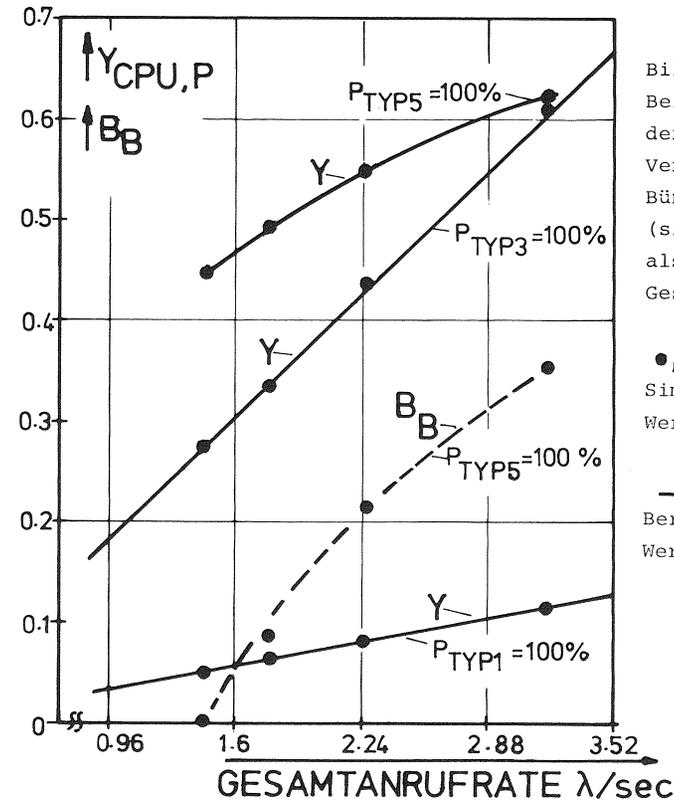


Bild 5.43:
Belastung $Y_{CPU,P}$ der CPU, und Verlust B_B des Bündels VSt- AKT (siehe Bild 5.30) als Funktion der Gesamtanrufrate λ .

•, ---
Simulierte Werte
—
Berechnete Werte

Aus Gl. 5.9 folgt mit den Werten aus Bild 5.15 für $t_{CPU,R}$ (in der Einheit Sekunden) die Belegungsdauer der CPU je Ruf:

$$t_{CPU,R} = (0,72 \cdot P_{TYP1} + 1,26 \cdot P_{TYP2} + 3,8 \cdot P_{TYP3} + (6,13 - 2,53B_B) \cdot P_{TYP4} + (7,25 - 3,45B_B) \cdot P_{TYP5}) \cdot RTF / 1000 \quad (5.14)$$

Für $P_{TYP1} = 100\%$ und damit $P_{TYP2}=P_{TYP3}=P_{TYP4}=P_{TYP5}=0$ folgt aus Gl. 5.13 und 5.14 für $RTF=50$:

$$Y_{CPU,P} = 0,576 \cdot \lambda_T \cdot (1 - B_A) \quad (5.15)$$

Für $P_{TYP3} = 100\%$ und damit $P_{TYP1}=P_{TYP2}=P_{TYP4}=P_{TYP5}=0$ folgt aus Gl. 5.13 und 5.14 für $RTF=50$:

$$Y_{CPU,P} = 3,04 \cdot \lambda_T \cdot (1 - B_A) \quad (5.16)$$

Für $P_{TYP5} = 100\%$ und damit $P_{TYP1}=P_{TYP2}=P_{TYP3}=P_{TYP4}=0$ folgt aus Gl. 5.13 und 5.14 für $RTF=50$:

$$Y_{CPU,P} = (5,8 - 2,76B_B) \cdot \lambda_T \cdot (1 - B_A) \quad (5.17)$$

Diese berechneten Werte für $Y_{CPU,P}$ sind zusätzlich zu den simulierten Werten als durchgezogene Linien in Bild 5.43 eingetragen.

Aus den Gleichungen 5.15 bis 5.17 ist erkennbar, dass die Belastung der CPU eine Funktion der Anrufrate λ und der Verluste für A-Belegungsversuche B_A und B-Belegungsversuche B_B ist.

Die Verlustkurve B_B ($\approx B_A$) ist daher zusätzlich für den Fall $P_{TYP5} = 100\%$ in Bild 5.43 eingetragen. Für die anderen Fälle treten keine Verluste auf, d.h. dass $Y_{CPU,P}$ eine lineare Funktion der Anrufrate λ ist. Aufgrund der Verluste nimmt die Steigung der Kurve $Y_{CPU,P}$ für den Fall $P_{TYP5}=100\%$ mit steigendem λ ab, da durch die auftretenden Verluste die Zahl der zu bearbeitenden Meldungen geringer wird.

Damit ist die Betrachtung der Standardbetriebsweisen abgeschlossen.

5.5.2 Internverkehr mit besonderen Betriebsweisen

Neben den bisher untersuchten Standardbetriebsweisen sind eine Reihe spezieller Betriebsmöglichkeiten im System vorgesehen, deren Einfluss in den folgenden Abschnitten näher betrachtet werden soll.

Alle Massnahmen dienen entweder der Verringerung der Rechnerbelastung bzw. der Erhöhung des Durchsatzes allgemein bzw. der Erhöhung der Zahl erfolgreicher Rufe, d.h. der Reduzierung bisheriger Verluste.

5.5.2.1 Wählzeichenzwischenspeicherung bzw. Kurzwahl

Wählzeichenzwischenspeicherung bzw. Kurzwahl sind zwei Massnahmen um die Belastung des VR zu senken.

Wählzeichenzwischenspeicherung bedeutet, dass die Wählzeichen in der KAS, soweit möglich, zwischengespeichert werden. Dies ist natürlich nicht immer möglich (z.B. Extern- oder Fernverkehr). Kap. 7 beschreibt wie und unter welchen Umständen eine Wählzeichenzwischenspeicherung in der KAS möglich ist. Angestrebt wird, dass alle Ziffern die für die Auswahl eines Tln notwendig sind aufgesammelt werden, und dann mit einer Meldung an den VR übergeben werden. Dabei wird von der Möglichkeit des Kanalwerkes Gebrauch gemacht, Meldungsblöcke zu übertragen.

Das Verfahren der Wählzeichenzwischenspeicherung bringt nun zwei Vorteile:

1. Die Rechnerbelastung für Wählzeichenauswertung sinkt, da z.B. bei Internverkehr statt 5 bzw. 8 mal 0.27 msec (siehe Bild 5.15) nur 1 mal 0.35 msec (h_{p33} , Bild 5.15) benötigt werden. D.h. die Auswertung einer komplett vorliegenden Rufnummer aufgrund der Zwischenspeicherung in der KAS dauert nur unwesentlich länger als die Auswertung einer Ziffer. Dies rührt daher, dass aufgrund der Umwertelisten (siehe Anhang A1.6) mit nur wenigen zusätzlichen ASP-Zugriffen die weiteren Ziffern auch umgewertet sind. Die hohe Summe die sich aus den einzelnen Zeiten für die Wählzeichenauswertung ergibt, rührt von Prüf- und Zwischenspeicheroperationen für die schon ausgewerteten Wählziffern im ASP her.

2. Wird der Overhead berücksichtigt, der notwendig ist, um die Meldungen aus der EWS zu übernehmen (h_{OM}), siehe Kap. 5.4.5, so

ist die Belastung des Rechners durch diesen Overhead ($Y_{CPU,OM}$) umso geringer, je weniger Meldungen pro Rufversuch übertragen werden.

Die praktisch gleichen Vorteile bietet die Kurzwahl. Im VR steht die Rufnummer komplett zur Verfügung, auch hier ist die Zahl der Meldungen geringer. Etwas verschlechternd wirkt sich aus, dass mit der ersten Ziffer die Berechtigung auf Kurzwahl geprüft werden muss und der Kurzwahl-speicher des Tln bestimmt werden muss. Dadurch erhöht sich die Bearbeitungszeit gegenüber einer normalen Ziffer auf 0.37 msec (h_{p31} , Bild 5.15)

Des weiteren muss bei der 2. Ziffer, also der Kurzwahlziffer, die Zuordnung Kurzurufnummer zu Langrufnummer vorgenommen werden. Dies bewirkt, dass die Bearbeitung der 2. Ziffer 0.53 msec (h_{p32} Bild 5.15) beansprucht.

Die Kurzwahl ist also etwas ungünstiger für den VR als die Zwischenspeicherung, jedoch kann Kurzwahl immer angewendet werden, Wählzeichenzwischenspeicherung nur unter bestimmten Umständen. Ferner bietet Kurzwahl durch die Vereinfachung der Wahl deutliche Vorteile für den Benutzer. (Für die Realisierung der Kurzwahl im System PCMV siehe Kap.7).

Im folgenden soll die Ersparnis an CPU-Zeit durch diese Verfahren der Wählzeichenzwischenspeicherung bzw. der Kurzwahl bestimmt werden.

Aufgrund der Gl. 5.9 (Seite 117) lässt sich $t_{CPU,R}$, also die CPU-Belegungszeit je Ruf, für den Fall Wählzeichenzwischenspeicherung bzw. Kurzwahl bestimmen.

Für Wählzeichenzwischenspeicherung gilt in Gl. 5.9

h_{p2} wird ersetzt durch h_{p33}

$h_{p3,4,5,6}$ wird ersetzt durch 0, bzw für 8 Ziffern ebenfalls $h_{p7,8,9}$

Für Kurzwahl gilt in Gl. 5.9

h_{p2} wird ersetzt durch h_{p31}

h_{p3} wird ersetzt durch h_{p32}

$h_{p4,5,6}$ wird ersetzt durch 0, bzw für 8 Ziffern ebenfalls $h_{p7,8,9}$

Wird mit P_{KW} die Wahrscheinlichkeit für Kurzwahl bzw. mit P_{ZW} die Wahrscheinlichkeit für Zwischenspeicherung bezeichnet, so gilt für die gemischte Betriebsweise:

(Dabei wird unterstellt, dass für die TEK Typen 1+2 beide Verfahren nicht angewendet werden, ferner ist $P_{KW} + P_{ZW} = 1$)

$$t_{CPU,R} = P_{TYP1} \cdot T1 + P_{TYP2} \cdot T2 +$$

$$(P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF5} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T3 +$$

$$(P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF8} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T4 +$$

$$(P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZW} \cdot T5 +$$

$$(P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) \bar{B}_{BG}) \cdot P_{KW} \cdot T6 +$$

$$P_{TYP4} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF5} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T7 +$$

$$P_{TYP4} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF8} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T8 +$$

$$P_{TYP4} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZW} \cdot T9 +$$

$$P_{TYP4} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{KW} \cdot T10 +$$

$$P_{TYP5} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF5} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T11 +$$

$$P_{TYP5} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZIFF8} \cdot (1 - P_{KW} - P_{ZW}) \cdot T12 +$$

$$P_{TYP5} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{ZW} \cdot T13 +$$

$$P_{TYP5} (1 - \bar{B}_{BG}) \cdot P_{KW} \cdot T14 \quad (5.17)$$

Dabei gilt

$$T1 = h_{p1} + h_{p2} \quad T2 = \sum_{i=1}^3 h_{pi} + h_{p12}$$

$$T3 = \sum_{i=1}^6 h_{pi} + h_{p12} + h_{p18} \quad T4 = \sum_{i=1}^9 h_{pi} + h_{p12} + h_{p18}$$

$$T5 = h_{p1} + h_{p33} + h_{p18} + h_{p12} \quad T6 = h_{p1} + h_{p31} + h_{p32} + h_{p18} + h_{p12}$$

$$T7 = \sum_{i=1}^6 h_{pi} + h_{p13} + h_{p17} + h_{p18} + h_{p19} \quad T12 = \sum_{i=1}^9 h_{pi} + \sum_{i=14}^{19} h_{pi}$$

$$T8 = \sum_{i=1}^9 h_{pi} + h_{p13} + h_{p17} + h_{p18} + h_{p19} \quad T13 = h_{p1} + h_{p33} + \sum_{i=14}^{19} h_{pi}$$

$$T9 = h_{p1} + h_{p33} + h_{p13} + h_{p17} + h_{p18} + h_{p19}$$

$$T10 = h_{p1} + h_{p31} + h_{p32} + h_{p13} + h_{p17} + h_{p18} + h_{p19}$$

$$T11 = \sum_{i=1}^6 h_{pi} + \sum_{i=14}^{19} h_{pi} \quad T14 = h_{p1} + h_{p31} + h_{p32} + \sum_{i=14}^{19} h_{pi} \quad (5.18)$$

Für die Werte aus Bild 5.15 und Bild 4.5 folgt dann:

$$\begin{aligned} \bar{t}'_{CPU,R} = & 0.164 + 5.27 \cdot F \cdot P_{ZIFF5} + 5.94 \cdot F \cdot P_{ZIFF8} \\ & - 2.15 \cdot F \cdot B_B + 4.45 \cdot P_{ZW} \\ & + 4.90 \cdot P_{KW} - 2.15 \cdot (P_{ZW} + P_{KW}) \cdot B_B \end{aligned}$$

mit $F = 1 - P_{KW} - P_{ZW}$

(5.19)

Bild 5.45 zeigt den prozentualen Gewinn, d.h. die prozentuale Verringerung der CPU-Belegungszeit je Ruf, $t''_{CPU,R}$ für die Verfahren Zwischenspeicherung und Kurzwahl.

Dabei gilt :

$$t''_{CPU,R} = \frac{t_{CPU,R} - t'_{CPU,R}}{t_{CPU,R}} \cdot 100 \left| \begin{array}{l} B=const \\ P_{ZIFF}=const \end{array} \right.$$

Die Ergebnisse der Simulation mit Kurzwahl bzw. Wählzeichen-zwischenspeicherung zeigt Bild 5.46. Bild 5.46 zeigt die Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$, durch Vermittlungsprogramme für fünf ausgewählte Fälle.

Der schraffierte Bereich zwischen den Kurven 1 (keine Kurzwahl oder Wählzeichenzwischenspeicherung, Rufnummernlänge 8 Ziffern) und 2 (50% Kurzwahl, Rufnummernlänge 8 Ziffern) zeigt die Entlastung der CPU bei Kurzwahl.

Für Rufnummernlänge 5 Ziffern gibt Kurve 3 den Fall ohne Kurzwahl oder Wählzeichenzwischenspeicherung, Kurve 4 mit 50% Kurzwahl und Kurve 5 mit 50% Zwischenspeicherung an.

Die Kurven bestätigen den Verlauf aus Bild 5.45 und die Feststellung, dass im System PCMV Wählzeichenzwischenspeicherung einen grösseren Gewinn ergibt als Kurzwahl.

Die Bilder 5.47 und 5.48 zeigen Ergebnisse bei Berücksichtigung des Overheads je Meldung h_{OM} . Dieser Overhead tritt vor der Bearbeitung jeder Meldung auf (siehe Seite 5-18) und ist zur Übernahme der Meldung von der EWS in die ALS 7 notwendig. Es wurde hierfür eine Zeit $h_{OM}=7.5$ msec angenommen, was bei einem RTF=25 einer realen Zeit im realen Vermittlungsrechner von $7.5/25=0.3$ msec entspricht.

Durch diesen Overhead entsteht eine zusätzliche CPU Belastung, $Y_{CPU,OM}$ die in Bild 5.47 für die Fälle ohne Kurzwahl und mit 50% Kurzwahl dargestellt ist. Die Einsparung bei Kurzwahl aufgrund der geringeren Meldungszahl ist offensichtlich. Ebenfalls tritt in den Wartezeiten in der EWS, $t_{W,EWS}$ eine Verringerung bei Kurzwahl auf. Dies ist ebenfalls auf die geringere Gruppen-grösse zurückzuführen.

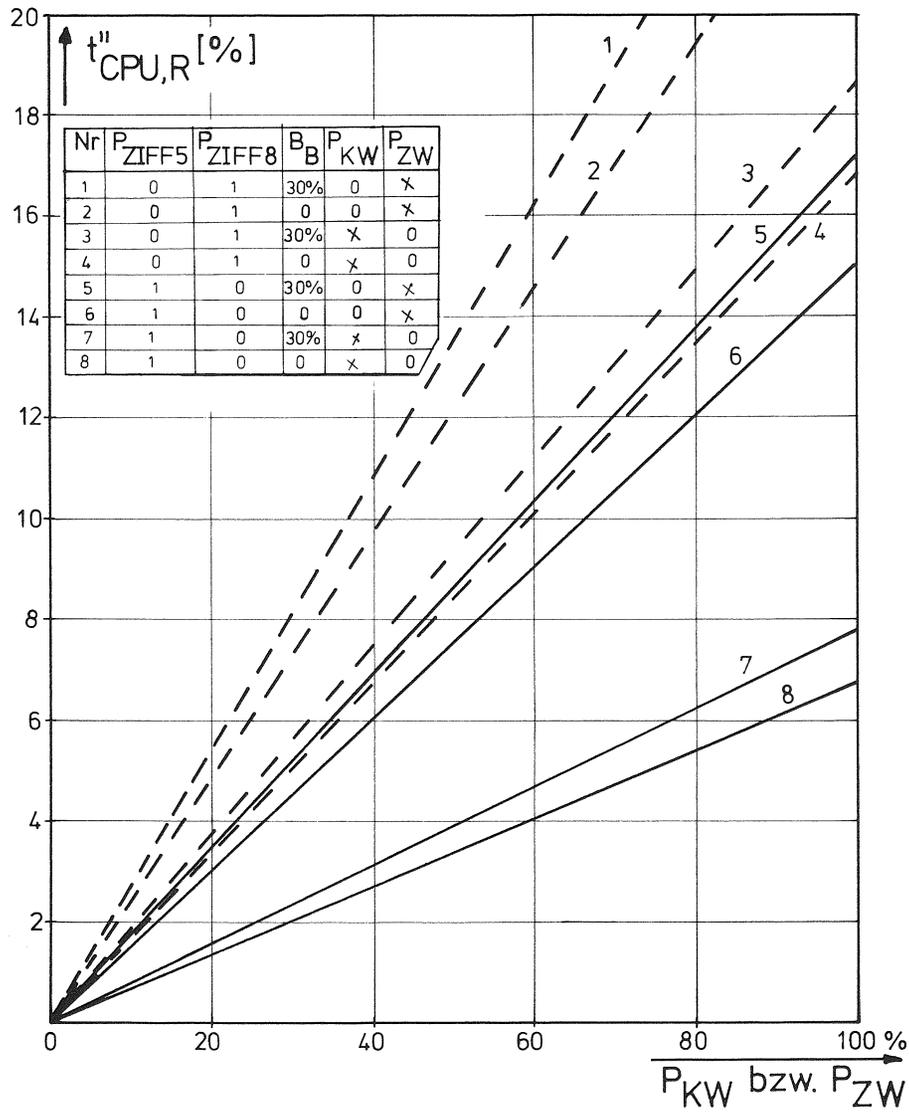


Bild 5.45: Prozentualer Gewinn an CPU-Zeit pro Ruf für die Betriebsweisen Kurzwahl (KW) und Zwischenspeicherung (ZW).

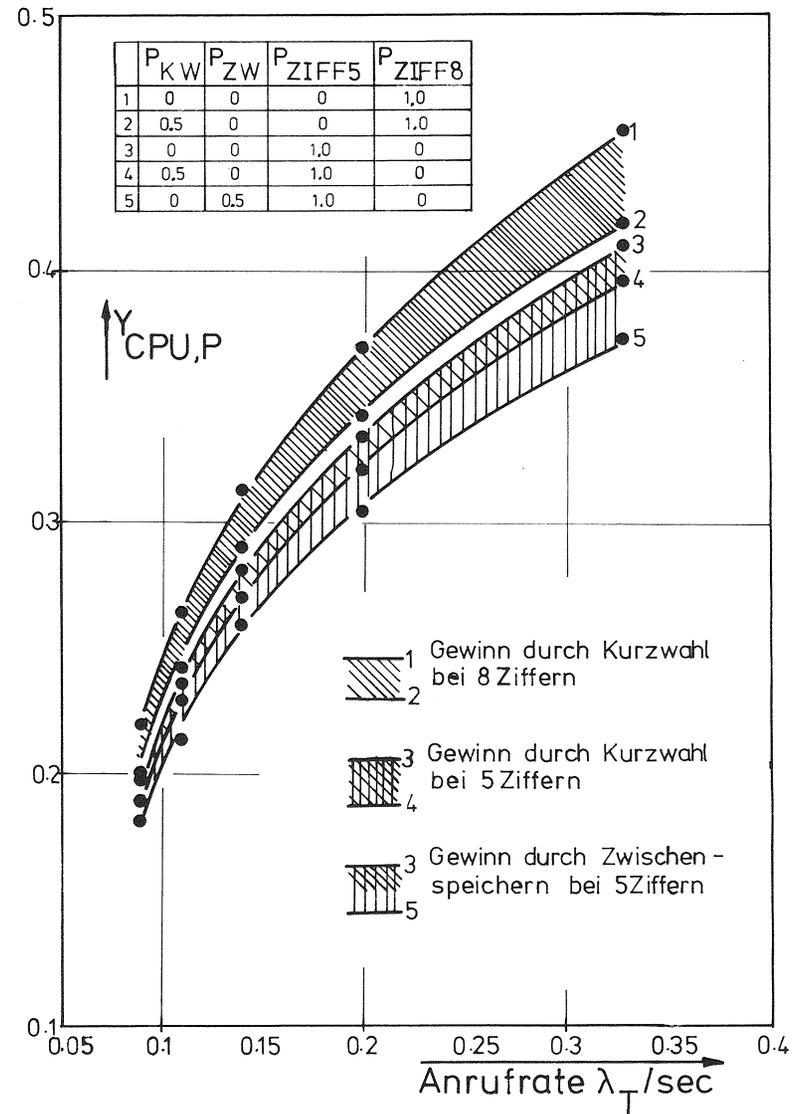


Bild 5.46: Belastung der CPU, $Y_{CPU,P}$, durch Vermittlungsprogramme für verschiedene Fälle mit/ohne Kurzwahl bzw. Wählzeichenzwischenspeicherung. (Simulationsergebnisse)

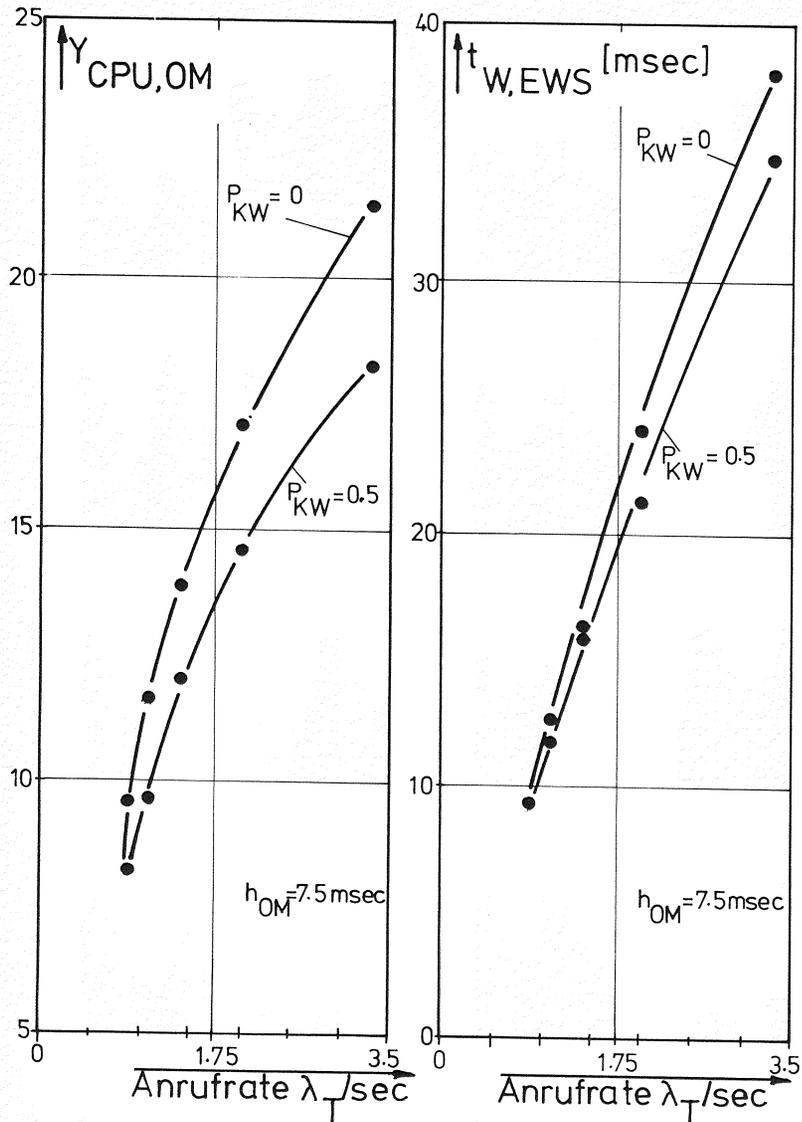


Bild 5.47: Belastung der CPU, $Y_{CPU,OM}$ durch den Overhead je Meldung
 Bild 5.48: Wartezeiten $t_{W,EWS}$ in der Eingabewarteschlange

5.5.2.2 Camp on busy (COB)

In den bisherigen Untersuchungen wurde ein reines Verlustsystem angenommen. D.h. dass Rufversuche denen in der KAS keine Z1 oder WZU zugeteilt werden konnte zu Verlust gingen. Gleiches gilt für Rufe denen nach Wahlende keine freie Z1 zum freien gerufenen Tln zugewiesen werden konnte (Betriebsart NCOB).

In diesem Abschnitt soll die Möglichkeit untersucht werden, dass Verbindungswünsche nach Wahlende auf das Freiwerden einer B-Zeitlage warten dürfen (Betriebsweise COB).

Diese Betriebsweise stellt Anforderungen an die Software des VR (Listen für Wartende usw; Realisierungsmöglichkeit im System PCMV siehe Kap.7) ändert aber auch alle Kenngrößen der Bündel wie Verluste, Belastungen usw. Es sollen daher hier speziell diese Veränderungen der Bündelkenngrößen betrachtet werden.

Für die Untersuchung wird vorausgesetzt, dass der zusätzliche Rechenzeitaufwand für COB im VR so klein ist, dass sich keine Änderung bzw. Beeinflussung des Geschehens ergibt. Des weiteren wurde hier ein sehr schneller Rechner (RTF=1) vorausgesetzt.

Bild 5.49 zeigt den Verlust für B-Belegungsversuche B_B für die Betriebsart "ohne Warten" (NCOB) und die Wartewahrscheinlichkeit W_{COB} für die Betriebsweise "mit Warten" (COB).

Für diese Untersuchungen wurde zusätzlich die Zahl der PCM-Systeme je KAS (N_{PCM}) als auch die Zahl der KAS (N_{KAS}) verändert.

Die Verlustkurven für A-Belegungsversuche entsprechen denjenigen für B-Verluste (B_B , Betriebsart NCOB) bzw der Wartewahrscheinlichkeit W_{COB} für die Betriebsart COB. Dies rührt daher, dass die Verlust- bzw. Wartewahrscheinlichkeit nur davon abhängt, ob zum Eintreffzeitpunkt eines Belegungsversuches alle Z1 belegt sind, oder ob mindestens noch eine frei ist. Es fällt auf, dass bei der Betriebsart COB die Verluste für A-Versuche B_A , wie auch die Wartewahrscheinlichkeit W_{COB} bei B-Belegungsversuchen höher sind, als die entsprechenden Werte für die Betriebsart NCOB. Das rührt daher, dass durch das Warten eine höhere Belastung der Z1 auftritt. Diesen Effekt zeigt Bild 5.50. Aufgetragen ist die Belastung pro Z1, Y_{Z1} , als Funktion der Anrufrate λ_T .

Bild 5.51 zeigt die mittlere Verweilzeit t_V eines Rufes im System, d.h. die mittlere Belegungszeit einer Zl in abgehender Richtung (A-Zl); ferner die mittlere Belegungszeit t_B einer Zl pro Belegung gemittelt über ankommende und abgehende Rufe.

Man sieht, dass für die Betriebsart ohne Warten (NCOB) die Verweil- und die Belegungszeit mit wachsendem λ_T , d.h. mit steigendem Verlust (siehe Bild 5.49) stark absinkt. Der Abfall ist einleuchtend, da mit steigendem Verlust immer weniger Verbindungen in den Gesprächszustand kommen, weil immer mehr Rufe Kurzbelegungen erzeugen, die durch Verluste am Eingang des Zielbündels entstehen.

Der Wert für t_V lässt sich aus den Wahrscheinlichkeiten für das Auftreten der ursprünglichen TEK, sowie den Änderungen dieser Wahrscheinlichkeiten durch den Verlust B_B des Zielbündels, berechnen.

Aufgrund von B_B verändern sich die Wahrscheinlichkeiten für das Auftreten der TEK-Typen (Bild 4.8) wie folgt:

$$\begin{aligned} P'_{TYP3} &= P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) B_B & P'_{TYP1} &= P_{TYP1} \\ P'_{TYP4} &= P_{TYP4} (1 - B_B) & P'_{TYP2} &= P_{TYP2} \\ P'_{TYP5} &= P_{TYP5} (1 - B_B) & & \end{aligned} \quad (5.20)$$

Dies gilt, da B_B nur einen Einfluss auf die Ketten hat, die auch das Tln-Verhalten nach Wahlende umfassen.

Jeder Typ einer Kette hat nun eine mittlere Verweildauer im System zur Folge. Es ergibt sich aus Bild 4.8, wobei Rufnummern mit 5 Ziffern vorausgesetzt werden:

$$\begin{aligned} \text{TYP1: } h_{T1} &= h_7 \\ \text{TYP2: } h_{T2} &= h_1 + h_2 + h_6 \\ \text{TYP3: } h_{T3} &= h_1 + 4 \cdot h_2 + h_5 \\ \text{TYP4: } h_{T4} &= h_1 + 4 \cdot h_2 + h_4 \\ \text{TYP5: } h_{T5} &= h_1 + 4 \cdot h_2 + h_3 \end{aligned} \quad (5.21)$$

Die mittlere Verweilzeit eines Rufes für Rufnummernlänge "5 Ziffern" ergibt sich also zu

$$t_V = \sum_{i=1}^5 P'_{TYPi} \cdot \text{mittlere Verweilzeit der TEK TYP } i$$

Also

$$\begin{aligned} t_V &= P_{TYP1} \cdot h_{T1} + P_{TYP2} \cdot h_{T2} + \frac{(P_{TYP3} + (P_{TYP4} + P_{TYP5}) B_B) h_{T3}}{P'_{TYP3}} \\ &\quad + \frac{P_{TYP4} (1 - B_B) h_{T4}}{P'_{TYP4}} + \frac{P_{TYP5} (1 - B_B) h_{T5}}{P'_{TYP5}} \end{aligned} \quad (5.22)$$

Mit den entsprechenden Zahlenwerten ergibt sich aus Bildern 4.5, 4.6, 4.8:

$$t_V = 101,56 - 92,592 B_B \text{ [sec]} \quad (5.23)$$

Zur Bestimmung der mittleren Belegungszeit t_B einer Zl in der Betriebsweise NCOB, für doppelgerichtetem Betrieb der Zeitlagen (ankommend und abgehend), kann ein erweiterter TEK-Graph benutzt werden (siehe Bild 4.8, Seite 71).

Er zeigt den Belegungsmechanismus einer Zl für gehenden und kommenden Verkehr. Der untere Zweig repräsentiert die Belegung durch eine A-Belegung (gehende Belegung), der obere zusätzliche Zweig (gestrichelt) die Belegung einer Zl durch B-Belegungen (ankommender Verkehr). Damit wird auch die Belegung von 2 Zl für die TEK-Typen 4+5 repräsentiert.

Die Wahrscheinlichkeit, dass eine Zl in ankommender Richtung benutzt wird, ist dort mit $P_{8,9}$ bezeichnet. Sie hängt von der Anzahl der Verbindungswünsche zu einem B-Tln und dem Verlust B_B im Zielbündel ab.

Es "wollen" eine B-Zl die TEK der Typen 4+5, d.h.

Weg 8-9-11 wird mit der relativen Häufigkeit P_{TYP4}

Weg 8-9-10 wird mit der relativen Häufigkeit P_{TYP5} durchlaufen.

Die zugehörigen Verweildauern sind im Bild eingetragen. Da die Summe der Wahrscheinlichkeiten aller im TEK-Graphen durchlaufenen Wege nunmehr in beiden Verkehrsrichtungen =1 sein muss, werden diese Wahrscheinlichkeiten jetzt neu normiert. Dabei wird gleichzeitig der Einfluss von B_B mit berücksichtigt.

Es gilt:

WEG 8-1-7	wird mit der Wahrsch. P_{TYP1} durchl.
Weg 8-1-2-7	wird mit der Wahrsch. P_{TYP2} durchl.
WEG 8-1-2-3-7	wird mit der Wahrsch. P_{TYP3} durchl.
WEG 8-1-2-3-4-7	mit $(P_{TYP4} + P_{TYP5}) \bar{B}_B$
WEG 8-1-2-3-4-6	mit $P_{TYP4} (1-B_B)$
WEG 8-1-2-3-4-5	mit $P_{TYP5} (1-B_B)$
WEG 8-9-11	mit $P_{TYP4} (1-B_B)$
WEG 8-9-10	mit $P_{TYP5} (1-B_B)$ (5.24)

Damit ergibt sich die mittlere Belegungszeit einer Z1 pro Belegung zu

$$t_B = \frac{119.924 - 114.83 B_B}{1 - 0.393 B_B} \quad (5.25)$$

Bild 5.52 zeigt die berechneten Werte (durchgezogene Kurve) für t_B und t_V , aufgetragen über dem Verlust für B-Belegungsversuche B_B . Zusätzlich eingetragen sind Simulationsergebnisse (Kreuz) für die entsprechenden B-Werte aus dem Test. Der Verlust B ist natürlich eine Funktion der Anrufrate λ_T . Daher ist der Zusammenhang zwischen den Bildern 5.51 (t_V und t_B als Funktion von λ_T) und dem Bild 5.52 über die Ergebnisse aus Bild 5.49 (B_B als Funktion von λ_T) herstellbar.

Bild 5.53 zeigt nun die mittlere Wartezeit auf das Freiwerden einer B-Z1 in der Betriebsart COB für acht KAS ($N_{KAS}=8$) und 1 bzw. 2 PCM Systeme je KAS ($N_{PCM}=1$ bzw. 2).

Man sieht, dass die Wartezeiten bei gleicher Anrufrate bei dem grösseren Bündel ($N_{PCM}=2$) kleiner sind. Dies rührt einerseits davon her, dass die Wartewahrscheinlichkeit W_{COB} kleiner ist, andererseits daher, dass die mittlere Zeit zwischen zwei Endeignissen (Freiwerden einer Z1) mit steigender Leitungszahl kleiner wird. Die Wartezeiten steigen zunächst mit wachsender Anrufrate an. Dies ist eine Folge davon, dass die Warteschlangenlänge grösser wird. Mit weiter steigender Anrufrate jedoch ändern sich die Wartezeiten nicht mehr wesentlich, da die Zahl der in der KAS akzeptierten Anrufversuche durch den automatischen Überlastschutz (in der KAS werden keine Anrufversuche mehr ak-

zeptiert, wenn alle Z1 belegt sind) limitiert werden. Damit kann auch die Zahl der wartenden Rufe für B-Z1 nicht weiter ansteigen.

Bild 5.54 zeigt nun für den Fall 16 KAS mit je 1 PCM-System und einer Anrufrate von $\lambda_T = 0,14$ die Verteilungsfunktion der Wartezeiten. Für andere Werte von λ_T ergeben sich ähnliche Funktionen.

Die gemessenen mittleren Wartezeiten (um 4 bzw 8 sec) und die Wartezeitverteilungsfunktion lassen vermuten, dass sie innerhalb der Geduldsdauer der Tln liegen, d.h. dass die Wartemöglichkeit ihren Sinn erfüllt. (zum Vergleich: mittlere Anhördauer des Belegtones 4sec, Anhördauer Ruf ton mit nachfolgendem Gespräch 15sec).

Insgesamt zeigen die Untersuchungen, dass die Wartezeiten in einem für den Tln vertretbaren Rahmen liegen. Die Möglichkeit des Wartens bedingt, dass die Bündel stärker belastet werden, und dass damit mehr A-Belegungsversuche abgewiesen werden. Es erscheint dies jedoch sinnvoll zu sein, da hiermit mehr Rufe durchgesetzt werden können, insbesondere Gesprächsverbindungen.

Es muss zum Abschluss jedoch nochmals darauf hingewiesen werden, dass zwei Randbedingungen hier erfüllt waren. Erstens wurde reiner Internverkehr betrachtet, d.h. alle Verbindungen blieben in der eigenen VSt, und zweitens erlaubt die Struktur des Systems PCMV eine platz- und aufwandsparende Realisierung, wie in Kapitel 7 beschrieben.

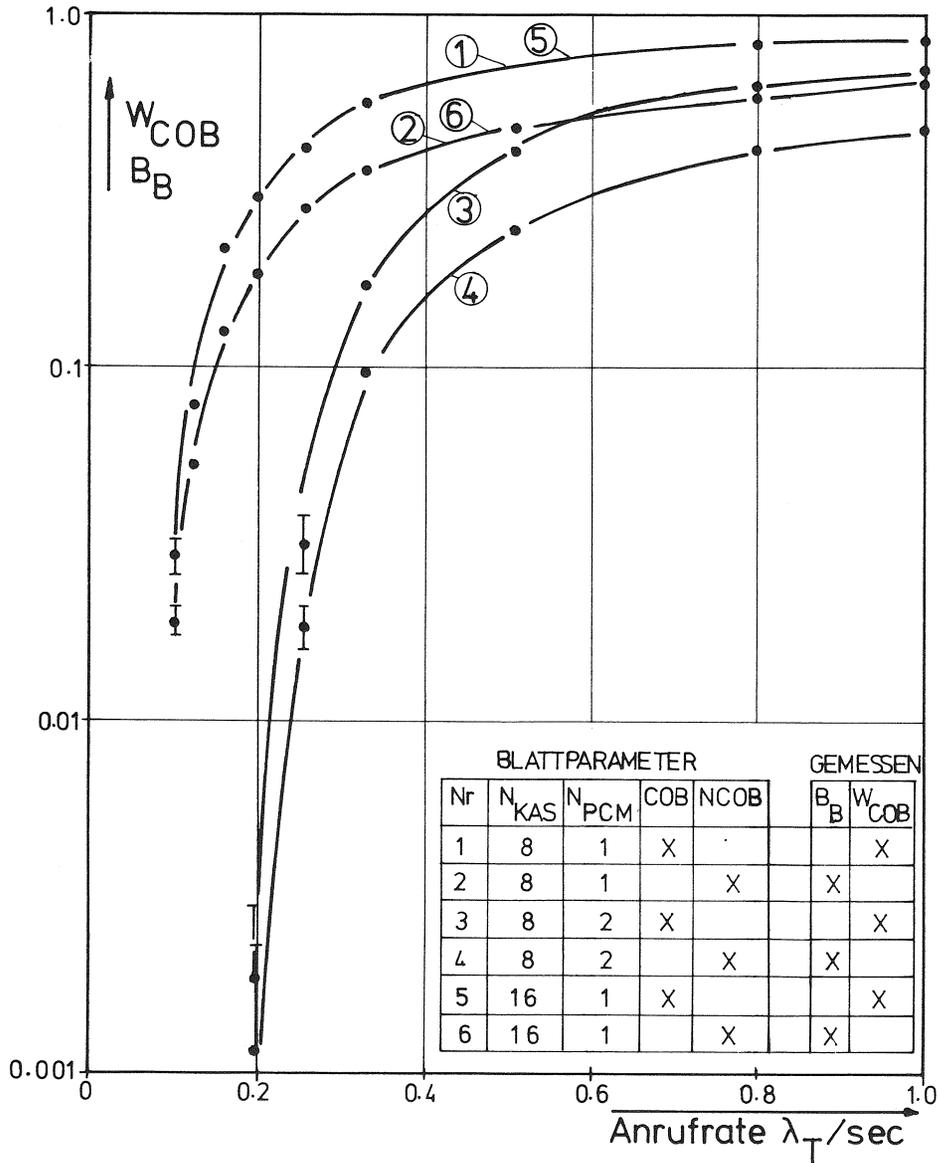


Bild 5.49: Verlustwahrscheinlichkeit B_B für B-Belegungsversuche und Wartewahrscheinlichkeit W_{COB} für B-Belegungsversuche.

Anmerkung. Es ist aus Gründen des symmetrischen Verkehrsangebotes $B_A=B_B$ (Betriebsart NCOB) bzw. $B_A=W_{COB}$ (Betriebsart COB). Die Simulationen bestätigen dies.

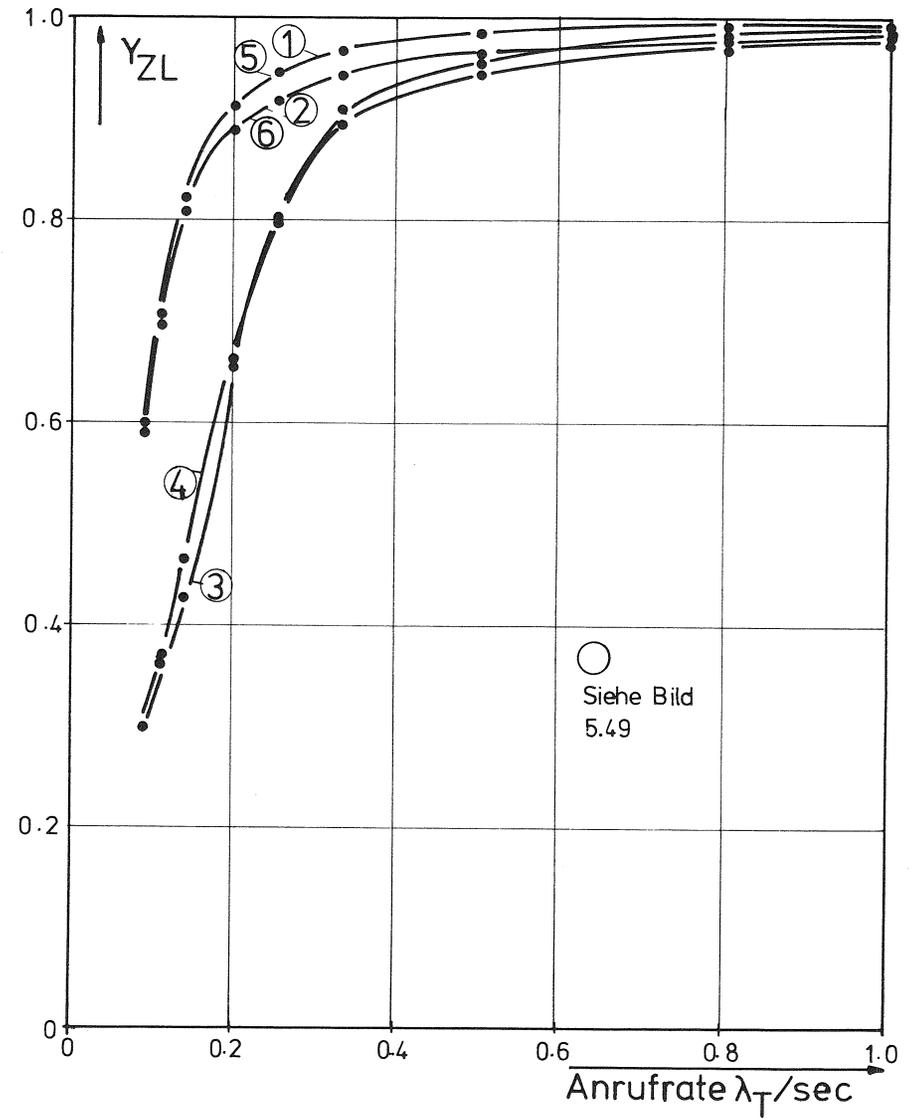


Bild 5.50: Belastung der ZL, Y_{ZL} für die Betriebsarten COB und NCOB.

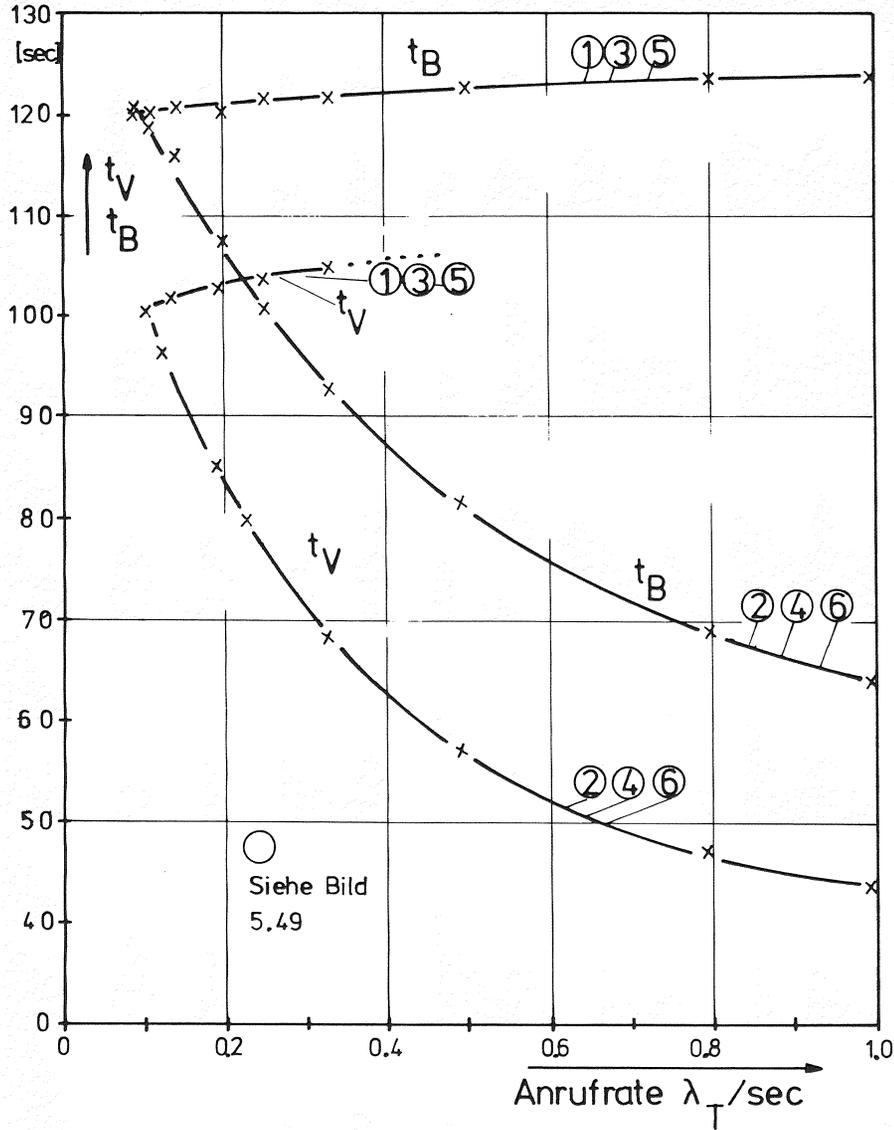


Bild 5.51: Mittlere Verweilzeit eines Rufes t_v und mittlere Belegungszeit eines Rufes t_B .

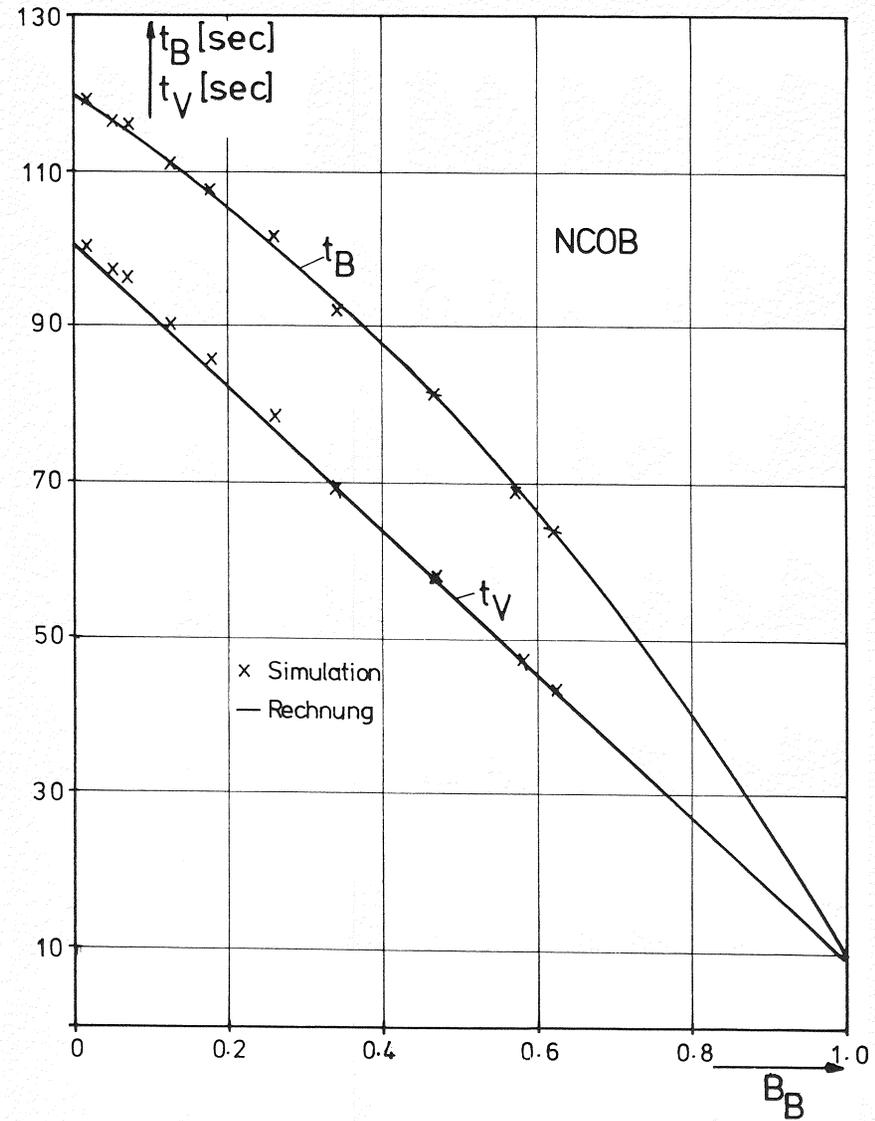


Bild 5.52: Mittlere Verweilzeit t_v und mittlere Belegungszeit t_B als Funktion der Verlustwahrscheinlichkeit für B-Belegungsversuche.

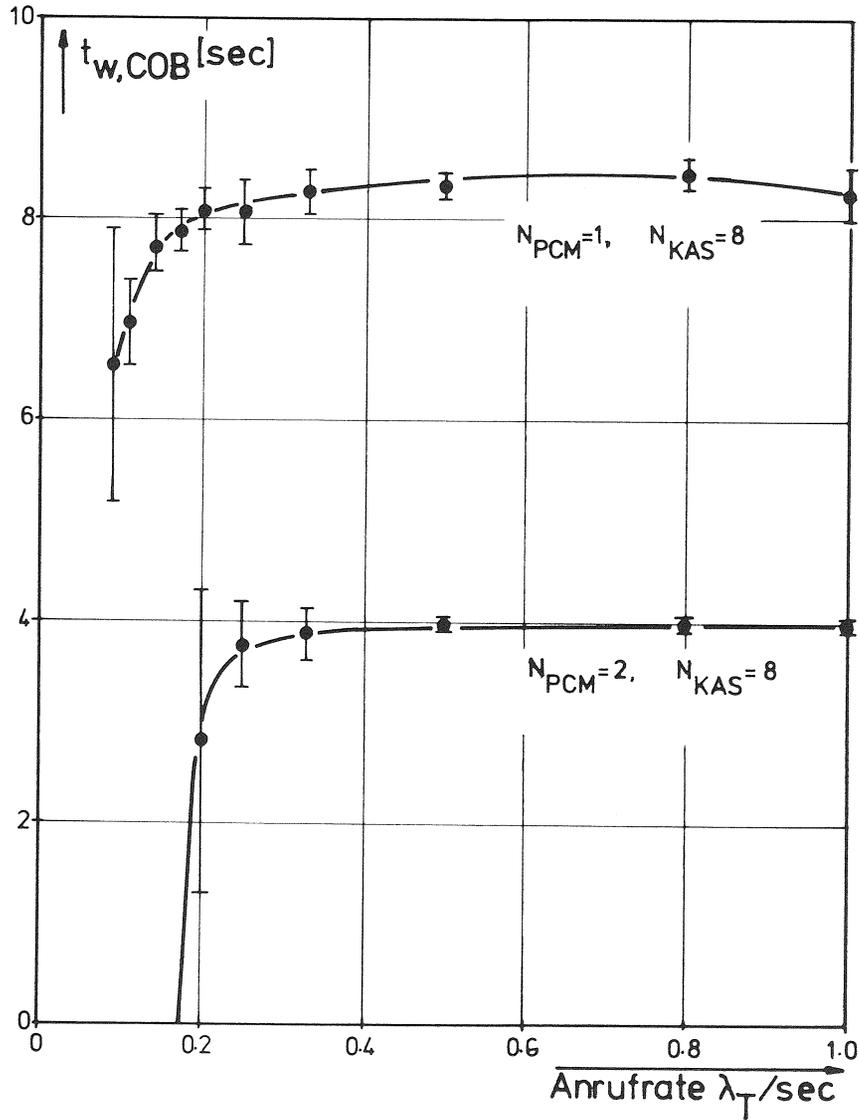


Bild 5.53: Mittlere Wartezeit $t_{w,COB}$ der Rufe, die am Eingang des Bündels (Highways) zum B-Tln warten

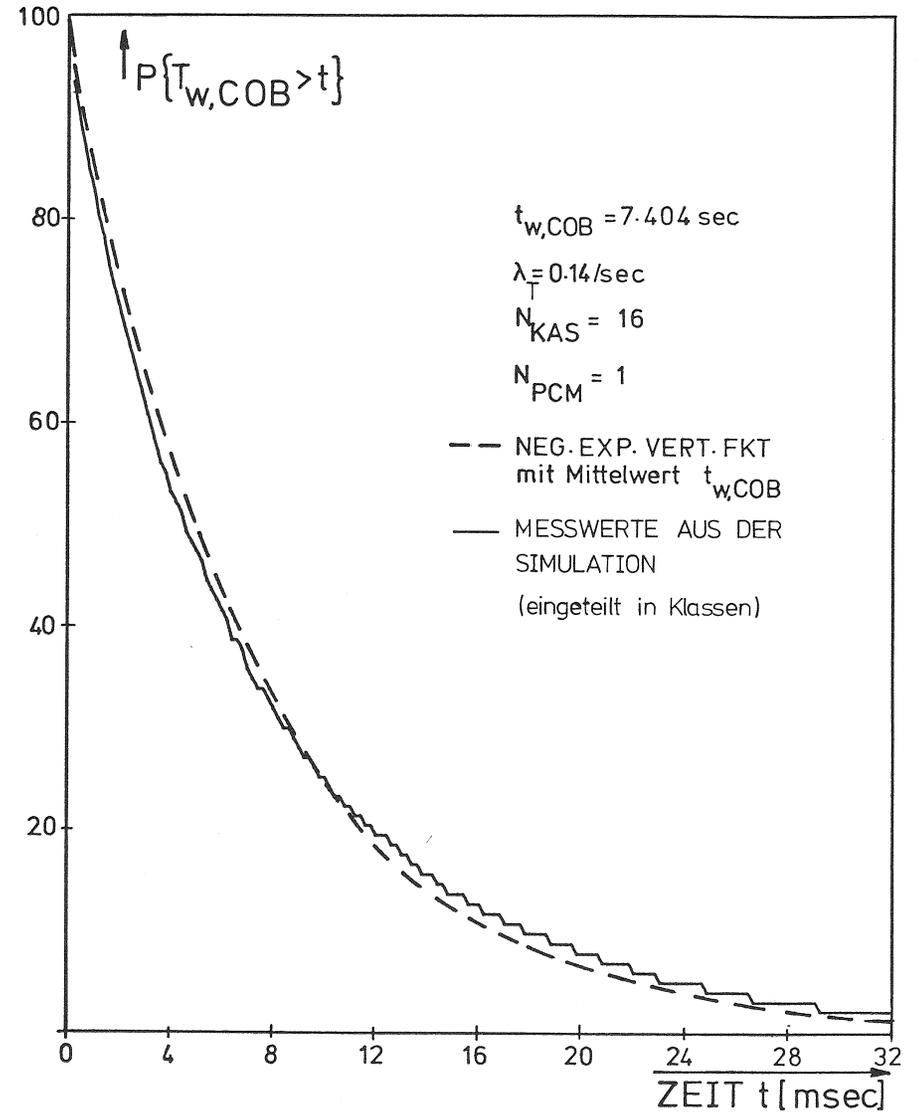


Bild 5.54: Verteilungsfunktion der Wartezeiten(COB)

5.6 Untersuchung des Systemverhaltens nach Lastsprüngen

5.6.1 Allgemeines

Nachdem in den vorigen Kapiteln das Systemverhalten bei verschiedenen Anrufraten untersucht wurde (stationärer Verkehr) wird in diesem Kapitel das Systemverhalten nach Lastsprüngen untersucht.

Diese Lastsprünge, die aus einem Vielfachen der normalen Anrufrate bestehen, können zufällig, ohne erkennbaren Grund, entstehen. Sie können aber auch z.B. Folgen von besonderen Ereignissen (Erdbeben /58/, Telefonquiz), von bestimmten Tageszeiten (Beginn des Nachtтарifs) oder von bestimmten Feiertagen (Silvester) sein.

Ein Vermittlungssystem muss nicht nur bei stationärer Normal- und Überlast eine gewisse Vermittlungsleistung erbringen, sondern seine Steuerung muss auch plötzliche extreme Lastsprünge verkraften können. Dies bedeutet, dass die Warteschlangen im System stationär verbleiben müssen und damit ein Systemzusammenbruch vermieden wird. Anrufe müssen ungeachtet des Lastsprunges jede freie Zl vom ZKF zum Ziel-AKT belegen können, ohne dass dies durch einen überlasteten VR verhindert werden könnte.

Um dieses Ziel zu erreichen, sind Steuerungsstrategien notwendig welche die Anforderungen an den VR, die durch Meldungen aus der Peripherie entstehen, so begrenzen, dass die stationäre Belastung der CPU < 1 Erlang bleibt und dass die (endlich grosse) Eingangswarteschlange nicht überläuft.

Diese Massnahmen werden üblicherweise als "Überlast-Abwehr-Strategien" (overload control) bezeichnet. Die Entwicklung und die Wirkung einer solchen Überlastabwehrstrategie werden in diesem Kapitel gezeigt.

5.6.2 Zur Definition der Überlastung des VR

Ein Vermittlungsrechner ist immer dann überlastet, wenn mehr Arbeit ansteht als er leisten kann. Für eine schärfere Fassung dieser Aussage soll zwischen drei Bereichen unterschieden werden:

1. der "Überlastgefährdung"
2. der "kurzzeitigen Überlastung"
3. der "andauernden Überlastung".

"Überlastgefährdung" liegt immer dann vor, wenn der Rechner schon "normal" mit sehr hoher Auslastung arbeitet. Für diese werden in der Literatur meist Werte oberhalb von 0.7 Erlang genannt. Dann besteht die Gefahr, dass er bei leichter Änderung der Anforderungsrate in den Bereich 2 und 3 gerät.

Die "kurzfristige Überlastung" (Bereich 2) kann immer betriebsmässig auftreten. Hier ist der Rechner für eine kurze Zeit 100 %ig belastet. Die Warteschlange vor dem Rechner dient dabei als Puffer für die eintreffenden Anforderungen. Kennzeichnend hierbei ist, dass die Warteschlangenlänge zwar kurze Zeit ansteigt, aber kein Überlauf der EWS auftritt. Dieser Fall bereitet keine besonderen Probleme und muss nicht betrachtet werden.

Besteht jedoch eine stark überhöhte Anrufrate für eine längere Zeit, so kann die Warteschlange ihre Pufferfunktion nicht mehr erfüllen. Die Warteschlangenlänge wird instationär und führt zum Zusammenbruch des Systems. Gegen diese Form der "andauernden Überlastung" müssen Abwehrmassnahmen eingeleitet werden.

5.6.3 Simulationsergebnisse ohne Überlastabwehrstrategie

Zunächst werde als Rückblick auf den stationären Verkehr die Belastung des VR (Bild 5.36, Seite 124) betrachtet. Sie ist hier in Bild 5.56 nochmals dargestellt. Über einen Bereich der Anrufrate von $\lambda_T=0.1$ Rufe pro AKT und Sek. bis $\lambda_T=0.7$ zeigt die Belastung $Y_{CPU,P}$ einen Verlauf, der sich

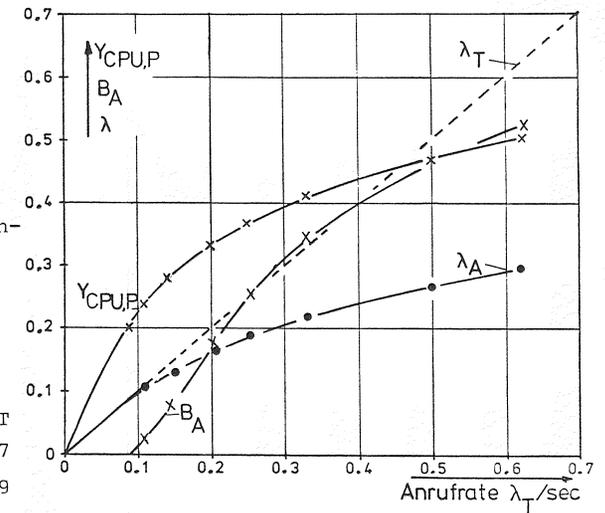


Bild 5.56: Simulationsergebnisse ohne Überlastabwehrstrategie

mit wachsender Anrufrate λ_T einer horizontalen Tangente nähert (RTF=25). Dieses sehr stabile Belastungsverhalten äussert sich auch in der Warteschlangenlänge, die einen sehr niedrigen Wert zeigt (siehe Bild 5.35, Seite 123). Der Grund liegt darin, dass mit steigender eintreffender Anrufrate λ_T , die tatsächlich vom VR zu bearbeitende Anrufrate λ_A wesentlich langsamer als λ_T zunimmt. (Bild 5.56). λ_A ergibt sich zu $\lambda_A = \lambda_T(1 - B_A)$, wobei B_A der Verlust für Anrufversuche im AKT der anrufenden Tln ist.

Da aufgrund der Systemstruktur (Kap.3, Seite 47) das Abweisen von Anrufen bei voll belegten Zl oder WZU, von der AKT/KAS-Steuerung unabhängig vom VR durchgeführt wird, tragen die abgewiesenen Rufe nicht zur Rechnerbelastung bei.

Demzufolge steigt die vom VR durchgeführte Arbeit (seine Belastung $Y_{CPU,p}$) nicht mit λ_T sondern nur etwa linear mit λ_A .

Insgesamt ergibt sich hieraus, dass das Systemverhalten bei stationärer Normal- und Überlast gut ist und ohne zusätzliche Massnahme auskommt.

Es werde nun der Fall des Lastsprunges betrachtet. Hierzu müssen die interessierenden Grössen als Funktion der Zeit aufgetragen werden. Daher wird im folgenden Kapitel zunächst die Untersuchungsmethode geschildert.

5.6.3.1 Untersuchungsmethode

Für die Untersuchung des Systems wird angenommen, dass der "Lastsprung" in einer Erhöhung der Anrufrate λ_T besteht, bei gleichbleibendem Typ der Verteilungsfunktion der Anrufabstände (negativ exponentiell). Dieser Lastsprung kann unter Umständen durch eine relativ wesentlich kleinere Erhöhung der Anrufrate (Erstversuche) in Verbindung mit spontan entstehenden mehrfachen Anrufwiederholungen verursacht werden. Wiederholte Anrufversuche werden also nur über die Anrufrate berücksichtigt. Auch das Tln-Verhalten soll sich im übrigen nicht ändern, jedoch werden auch Ergebnisse für anderes Tln-Verhalten vorgestellt.

Für den extremen Lastsprung wurde eine Anrufrate $\lambda_T=1$ Ruf pro AKT und Sek. angenommen. Dies entspräche (bei $t_v = 100$ sec) einem Angebot von 100 Erlang abgehenden Verkehrs je AKT an 30 Zl, welche ausserdem noch mit dem ankommenden Verkehr belastet werden.

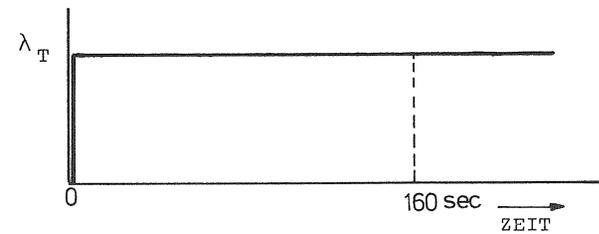


Bild 5.57: Verlauf der Anrufrate λ_T als Funktion der Zeit.

Für die Untersuchungen wurde angenommen, dass der Lastsprung zum "Zeitpunkt 0" bei leerem System auftreten soll (Bild 5.57) und während der gesamten Simulationsdauer andauern soll (160 sec).

Dies ist für das System PCMV die härteste Betriebsweise, da hier die Selbstschutzmechanismen (Abweisen von Rufen in der KAS) aufgrund der anfänglich geringen Zahl an belegten Zl bzw. WZU nicht sofort greifen können.

Der Verlauf der interessierenden Grössen, wie z.B. die Länge der Eingabewarteschlange $\Omega_{EWS}(t)$, die momentane Auslastung der 30 Zl des PCM-Systems zwischen AKT und ZKF, $Y_{Zl}(t)$, ebenso jene der WZU, $Y_{WZU}(t)$, wird nun mit Hilfe einer speziellen Prozedur zu jedem Taktzeitpunkt T_{VR} bestimmt und festgehalten. Um die Menge der Daten handhabbar zu halten, und unter der Berücksichtigung der relativ langsamen Änderung dieser Daten, bezogen auf ein Taktintervall, wird über eine Folge von n Taktintervallen eine Mittelwertbildung vorgenommen. Diese Werte werden über der Zeit-

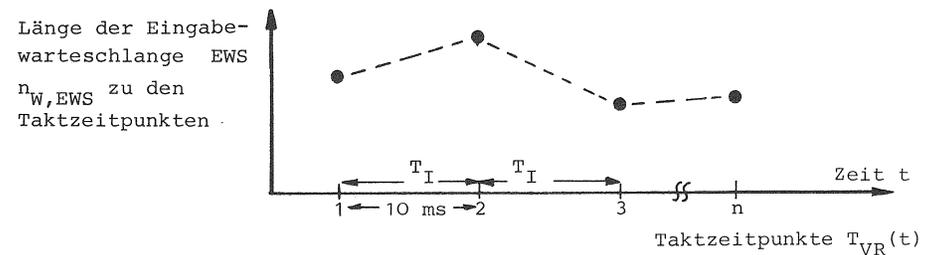


Bild 5.58: Bestimmung von $\Omega_{EWS}(t)$

achse am Ende des n-ten Intervalls aufgetragen. Diese Zeitpunkte werden als "Abtastzeitpunkte" bezeichnet. Bild 5.58 zeigt die Vorgehensweise.

$$\bar{n}_{EWS}(t) = \frac{1}{n} \sum_{t=1}^n n_{W,EWS}(t).$$

Die Untersuchungen wurden mit n=50, also t=500 msec als Zeitintervall durchgeführt.

Bei einmaligen Vorgängen, wie z.B. derartigen Einschwingvorgängen hat die Folge der realisierten Zufallszahlen einen starken Einfluss auf die realisierten Anrufabstände und die Zeiten zwischen zwei Ereignissen. Diese beeinflussen signifikant die interessierenden Daten. Es wurden 100 Einschwingvorgänge mit jeweils gleichen Randbedingungen (gleiche Rate, jeweils leeres System) aber verschiedenen Zufallszahlensequenzen durchgeführt. Über diese 100 Einschwingvorgänge wurde nun zu jedem Abtastzeitpunkt der Mittelwert und der Spitzenwert gebildet. Bild 5.59 zeigt das Prinzip dieser Vorgehensweise für 2 (statt 100) Messreihen.

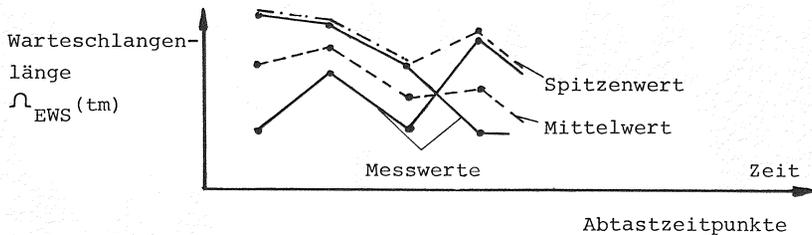


Bild 5.59: Spitzenwert und Mittelwert aus den Einschwingvorgängen

In den folgenden Diagrammen ist meist der Spitzenwert, gekennzeichnet durch ein '^', angegeben. Der Mittelwert liefert keine so aussagekräftigen Ergebnisse, weil die über der Zeit schwankenden Maxima und Minima der Messwerte zu einer Nivellierung führen, und die Auswirkungen von Lastsprüngen nicht mehr so stark erkennbar sind.

5.6.3.2 Simulationsergebnisse für den Fall "Lastsprung" ohne Überlastabwehr-Strategie

Es soll hier das Einschwingverhalten ohne zusätzliche Überlast-Abwehrstrategie betrachtet werden. Bild 5.60 zeigt die Spitzenwerte der Länge der Eingabewarteschlange $\hat{n}_{EWS}(t)$, die Belastung der Z1, $\hat{Y}_{Z1}(t)$ und der WZU, $\hat{Y}_{WZU}(t)$ als Funktion der Zeit.

Der Spitzenwert der Warteschlangenlänge \hat{n}_{EWS} steigt sehr schnell auf einen Wert von 250 wartenden Meldungen an (Innerhalb von ca 30 Sekunden nach dem Lastsprung), um dann ebenso rasch wieder auf einen stationären Wert von einigen 10-20 Wartenden abzusinken und dort zu verbleiben, trotz nach wie vor bestehender Anrufrate von $\lambda_T=1.0$ /sec.

Zur Erklärung sind drei Phasen zu unterscheiden. Phase A dauert etwa bis zur Zeit 8 Sekunden. Innerhalb dieser Phase werden nahezu alle Anrufversuche der Teilnehmer akzeptiert, da Z1 und WZU frei sind. Am Ende der Phase A sind alle WZU belegt, und damit werden weitere Anrufversuche in der KAS automatisch abgewiesen (siehe Kap. 3.2.2) ohne Meldung an den VR. Diese Rufe tragen also nicht zur Erhöhung der Warteschlangenlänge bei. Gleichzeitig sind etwa ebensoviel Z1 belegt wie WZU (Gesamtzahl der WZU:96). Innerhalb der Zeit der Phase A erreichen einige Verbindungen Wählende, geben damit den belegten WZU frei, belegen aber in der Regel ihre Zeitlage weiter. Weiterhin belegen einige von ihnen (TEK Typen 4+5) eine B-Z1. Damit nimmt in der Phase B die Zahl der belegten Z1 ständig zu. Freierwerdende Z1 werden nahezu sofort von neuen Anrufversuchen belegt.

Diese freierwerdenden Z1 waren im wesentlichen von Rufen mit TEK der Typen 1,2,3 belegt, die kurze Belegungszeiten haben. Nach wie vor ist aber der VR vor einer Grosszahl an Meldungen geschützt, da nahezu alle WZU belegt sind. Das weitere Ansteigen der Warteschlangenlänge ist in Phase B vor allem auf Folgeereignisse nach den Abhebemeldungen zurückzuführen.

Am Ende der Phase B sind nahezu dauernd alle Z1 belegt. Damit bleibt der Schutz des VR erhalten, da auch bei voll belegten Z1 die Rufe in der Kas automatisch abgewiesen werden. Des weiteren

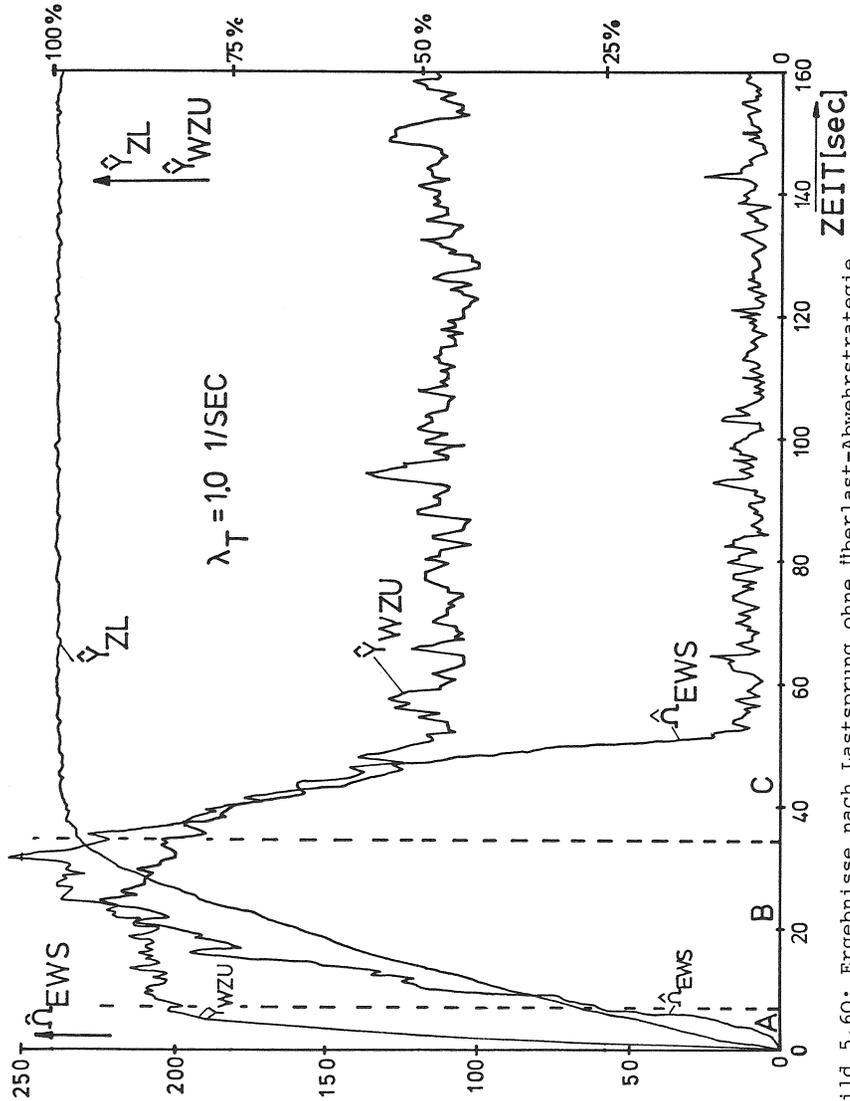


Bild 5.60: Ergebnisse nach Lastsprünge ohne Überlast-Abwehrstrategie

ist ein Grossteil der Zl mit Gesprächsbelegungen belegt, die während der Gesprächsphase keine Meldungen erzeugen. Die Zahl belegter WZU nimmt ab. Die Zahl der Meldungen an den VR nimmt so weit ab, dass weniger Meldungen angeliefert werden, als der VR maximal bearbeiten kann. Die Warteschlangenlänge sinkt steil ab, der VR bleibt hoch ausgelastet, aber im weiteren Verlauf (etwa ab 60 sec) bleibt die Warteschlangenlänge stationär und relativ klein ($\rho_{EWS} \approx 10$).

Es zeigt sich, dass das System in der Lage ist, mit den auch im stationären Fall wirksamen Mechanismen (Abwehr von Rufen in der Kas) eine gewisse Überlastabwehr durchzuführen. Diese ist jedoch allein nicht ausreichend, da z.B. Warteschlangenlängen von 250 Meldungen nicht tolerierbar sind (Wartezeiten u.a.).

Im nächsten Kapitel wird daher eine Überlastabwehrstrategie vorgestellt.

5.6.4 Überlastabwehrstrategien

5.6.4.1 Allgemeines

Überlastabwehrstrategien sollen eine andauernde Überlastung des VR abwehren. Aus der Literatur /59-65/ sind hierfür einige Verfahren bekannt, die jedoch alle sehr speziell auf das jeweilige System zugeschnitten sind, und deren Wirksamkeit teilweise nicht bekannt ist. Sie benutzen sehr unterschiedliche Überlastindikatoren und ebenso unterschiedliche Massnahmen, die von der Abwehr neuer Rufe bis zu einer Neukonfiguration der Software während des Betriebes reichen.

Bei der Entwicklung einer Überlast-Abwehrstrategie sind immer zwei Problemkreise zu lösen:

- Wie/woran erkennt man die Überlastung und wie schnell und
- wie kann darauf reagiert werden.

Es wird sicherlich auch nicht möglich sein, mit einem Verfahren das ganze Problem in den Griff zu bekommen. sondern es wird eine hierarchische Strukturierung der Massnahmen geben.

Dies beginnt damit, dass man eine Struktur wählt, die gegen Überlast relativ unempfindlich ist. Im System PCMV wird dies durch

die autonome Arbeitsweise der KAS in Verbindung mit der Sperrmöglichkeit für neue Verbindungswünsche bei voll belegten Z1 und/oder voll belegten WZU erreicht (siehe Kap. 5.6.3).

Eine weitere, auch im System PCMV vorgesehene Möglichkeit ist die Änderung des Ablaufzyklus der Software, indem Software-routinen für nicht zeitkritische Operationen (z.B. Gebührenberechnung) verzögert werden, bzw. gewisse Funktionen seltener (d.h. rechenzeitsparender) aktiviert werden (wie z.B. Routineprüfung).

Ein weiterer Weg zum Schutz des VR ist die Veränderung des Übergabetaktes des Kanalwerkes (T_1 , Kap. 3.2.3). Wie die Ergebnisse in Kap. 5.5.1.2 zeigen, ist mit einer Vergrößerung des Taktintervalls des Kanalwerkes eine Verschlechterung der Wartezeiten verbunden. Trotzdem kann eine Vergrößerung des Taktabstandes, bzw. im Grenzfall eine Taktsperre, bei drohendem Überlauf der EWS benutzt werden. Eine temporäre Vergrößerung des Taktintervalls erhöht die Anzahl der wartenden Meldungen in den Ausgabewarteschlangen der KAS und SIG und reduziert die Anzahl der wartenden Meldungen in der (eventuell vorher überlasteten) EWS.

Da bei vollen Ausgabewarteschlangen in den KAS/SIG alle Operationen dieser Einheiten gestoppt werden, können keine von diesen Einheiten bearbeiteten Ereignisse verlorengehen, auch dann nicht, wenn die Taktverlangsamung zur Taktsperre erweitert wird. Natürlich können in diesem Fall Teilnehmerereignisse verloren gehen.

Die Massnahme der Taktsperre kann als letztes Mittel betrachtet werden, wenn alle anderen Steuermechanismen nicht mehr in der Lage sind, den Zustrom neuer Meldungen zum VR zu reduzieren.

Eine Überlast-Abwehrstrategie, angesiedelt zwischen den beiden geschilderten Massnahmen sollte daher folgende Eigenschaften besitzen:

- sie soll schnell und zuverlässig Überlast erkennen
- sie soll schnell reagieren können und dabei möglichst wenige Verbindungswünsche zusätzlich ablehnen. D. h. der Durchsatz an Rufen sollte am Maximum gehalten werden
- sie soll möglichst Verbindungswünsche, die akzeptiert wurden nicht behindern

- sie soll möglichst einfach sein und wenig Rechnerzeit kosten, da sie sonst ihre Wirkung durch die zusätzliche Rechnerbelastung zu nichte macht.

Es wurde eine Reihe von Möglichkeiten zur Überlastbegrenzung und Erkennung entwickelt und teilweise mit Hilfe der Simulation auf ihre Wirksamkeit untersucht. Sie alle lassen sich in folgende Kategorien einteilen:

- Erkennen der Überlast anhand
 - Länge der EWS
 - Zahl belegter ZL
 - Zahl belegter WZU
 - Belastung des VR
- Anstiegsgeschwindigkeit der Länge der EWS

Die untersuchten Massnahmen gegen Überlast sind

- Sperren von Z1
- Sperren von WZU

um damit die Zahl von Neubelegungen, also auch die Zahl der Meldungen, die aufgrund dieser Neubelegungen vom VR bearbeitet werden müssen, zu reduzieren.

Wertung:

Die Untersuchungen ergaben, dass die Zahl der belegten WZU das beste Kriterium zur Erkennung von Überlast sind.

Die Zahl belegter Z1 gibt ein schlechteres Mass da sie sowohl während der Verbindungsaufbauphase (dann werden Ereignisse erzeugt) als auch während des Gesprächs (ereignislose Belegung) belegt sind.

Die EWS Länge liefert zu spät ein Kriterium für Überlast, da sie insbesondere kein Mass dafür liefert, ob eine weitere Zahl von Ereignissen zu erwarten ist (z.B. Wählziffern).

Die Zahl belegter WZU dagegen liefert ein gutes Mass für die zu erwartende VR und EWS Belastung, da jede neue WZU-Belegung eine neue Ereignissequenz ankündigt (ausgenommen Tln mit Verhalten nach TEK Typ 1).

Die geeignetste Massnahme ist das Sperren von WZU. Das Sperren von Z1 ist nicht günstig, da damit auch Z1 für B-Belegungsversuche gesperrt würden.

Eine weitere mögliche Kategorie wären Vorhersagemethoden:
 - Aufgrund der gegenwärtig im System befindlichen Rufe bzw. Rufversuche und aufgrund von Annahmen über das Tln-Verhalten, wird die Rechnerbelastung für die nächsten Zeitintervalle (Größenordnung Sekunden, Minuten) extrapoliert. Aufgrund dieses Wertes wird die Zahl neu zuzulassender Rufversuche festgelegt.

Diese Vorhersagemethode ist jedoch mit Unsicherheitsfaktoren behaftet und liefert für instationäre Überlast keine gute Vorhersage. Aufgrund der immer wirkenden automatischen Lastbegrenzung im System PCMV ist eine solche Massnahme nicht notwendig.

5.6.4.2 Die Überlastabwehrstrategie mit Hilfe der WZU

Aufgrund der Untersuchungen im vorigen Kapitel wurde die Abwehrstrategie

- Erkennen der Überlast an der Zahl gleichzeitig belegter WZU und
- Sperren von WZU ausgewählt.

Aufgrund von Messroutinen in der Software des VR (siehe Kap.7) wird zu jedem Taktzeitpunkt T_{VR} die aktuelle Zahl ($n_{WZU,GB}$) insgesamt belegter WZU bestimmt. Aufgrund dieses Zahlenwertes muss entschieden werden, ob WZU für die Benutzung zu sperren sind.

Das angewendete Verfahren liefert einen Wert ($n_{WZU,GV}$) für die Zahl der "verfügbaren" WZU. Verfügbar bedeutet hier, dass bis zu $n_{WZU,GV}$ WZU belegt werden dürfen, bzw. dass wenn gerade mehr WZU belegt sind, die über $n_{WZU,GV}$ hinausgehenden WZU bei Freiwerden nicht wieder belegt werden dürfen.

Es wurden zwei Verfahren untersucht. In beiden Fällen wurden obere Grenzwerte (OG) und untere Grenzwerte (UG) für die Zahl belegter WZU festgelegt. Überschreitet die Zahl belegter WZU den oberen Grenzwert, so werden alle WZU für weitere Anrufe gesperrt. Liegt der Wert unterhalb der unteren Grenze, so werden keine Massnahmen ergriffen.

Zwischen den Grenzwerten kann die Zahl "verfügbarer" WZU konstant bleiben oder schrittweise verändert werden. Bild 5.61 zeigt diese Möglichkeiten.

Im Verfahren 1 bleiben alle WZU bis zum oberen Grenzwert verfügbar und werden dann komplett gesperrt. Ist beim Abbau der WZU-Bele-

gungen der untere Grenzwert erreicht, so werden alle freigegeben. Verfahren 2 führt Sperrung und Freigabe schrittweise (Schrittgrösse 1 WZU) zwischen der oberen und unteren Grenze durch.

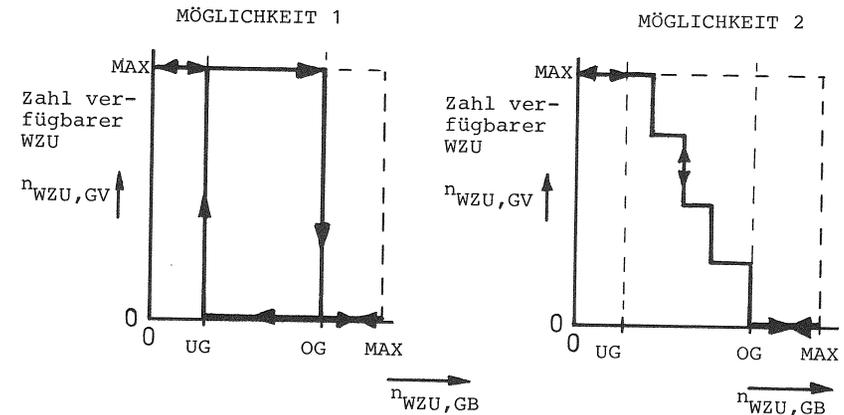


Bild 5.61: Möglichkeiten für die Festlegung der Zahl belegbarer WZU

Die Untersuchungen ergaben, dass sich bei dem Verfahren 1 ein starkes Schwingen der Länge der Eingabewarteschlange ergab. Verfahren 2 hingegen, das für die Überlastabwehrstrategie ausgewählt wurde, führt zu einem mehr geglätteten Verlauf.

Die Gesamtzahl verfügbarer WZU wird nun gleichmässig auf die 16 KAS aufgeteilt. In jeder KAS sind also $n_{WZU,KV}(t)$ WZU zu jedem Zeitpunkt t verfügbar.

$$Es\ gilt\ n_{WZU,KV}(t) = \left[N_{WZU} \cdot \frac{OG - n_{WZU,GB}(t)}{OG - UG} \right] \quad (5.26)$$

wobei [] "das Ganze von" bedeutet.

Aufgrund dieser Strategie (Bestimmen der Zahl der verfügbaren WZU global, Aufteilung auf die KAS) kann es vorkommen, dass aktuell zum Zeitpunkt t in einer KAS mehr WZU belegt sind, als der Algorithmus der KAS als belegbar zuweist. In diesem Fall werden die "überzähligen" WZU erst nach ihrem Belegungsende gesperrt, es wird also keine Zwangsauslösung durchgeführt..

Ein Beispiel soll dies erläutern.

Es werden z.B. zwei KAS mit je 6 WZU betrachtet. OG sei 12 und UG=4. Dann folgt die Zahl $n_{WZU,KV}$ der belegbaren WZU je KAS der Zahl $n_{WZU,GB}$ insgesamt belegter WZU, entsprechend Formel 5.26, der in Bild 5.62 dargestellten Kurve.

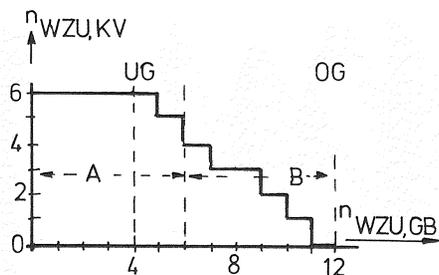


Bild 5.62: Steuerkurve

in KAS2 noch 3 WZU belegt werden, in KAS1 aber keiner mehr. Damit wird dort frühzeitiger gesperrt, wo gerade eine hohe Belastung besteht.

Im Bereich B beginnt zusätzlich eine allgemein wirkende Sperrung, da jetzt die Zahl der insgesamt "verfügbaren" WZU kleiner wird als die Zahl der insgesamt momentan belegten WZU.

Diesen Vorgang zeigt Bild 5.63 für das untersuchte System PCMV. Es wurden hier als Grenzwerte OG=96 und UG=32 gewählt. Ferner wurde $n=2$, also $t=20$ msec als Zeitintervall gewählt ($\lambda_T=1$ pro Sekunde und AKT).

Aufgetragen über der Zeit (bis zu 60 Sekunden nach dem Lastsprung) ist die Gesamtzahl ($n_{WZU,GB}$) der belegten WZU, sowie die Zahl ($n_{WZU,KV}$) der pro KAS verfügbaren WZU. Zum Vergleich ist die Steuerkurve mit ins Bild eingetragen.

Man sieht, dass der Algorithmus den sehr steilen Anstieg der WZU-Belegungen durch eine Einschränkung der Zahl verfügbarer WZU beantwortet, und damit die Zahl der belegten WZU etwa bei der Hälfte der vorhandenen beschränkt. Der Rückgang der insgesamt belegten WZU etwa ab 40 sec hat seine Ursache in der zunehmenden

Blockierungswahrscheinlichkeit der Bündel zwischen AKT und ZKF, vgl. Bild 5.65. Von dieser Zeit an werden neue Belegungen der WZU durch die KAS-Steuerung allein schon aufgrund der Bündelblockierung abgewiesen.

5.6.4.3 Simulationsergebnisse mit Überlastabwehrstrategie

Im folgenden sollen die Auswirkungen der Überlastabwehrstrategie betrachtet werden. Für die Untersuchungen würden als Grenzwerte OG=96 und UG=32 gewählt. Die Einflüsse anderer Grenzwerte werden in einem späteren Bild gezeigt.

Bild 5.64 zeigt zunächst die Auswirkungen der Überlastabwehrstrategie auf die Länge der Eingabewarteschlange, im Vergleich zu einer Kurve ohne Überlastabwehr. Es gelten hierbei die gleichen Voraussetzungen wie in Kap. 5.6.3.2. Aufgetragen ist der Spitzenwert Ω_{EWS} der Eingabewarteschlangenlänge für einen Zeitraum von 160 sec nach dem Sprung. OÜAS ist die Kurve für den Fall "Ohne Überlastabwehr", MÜAS_{96,32} die Kurve für den Fall "mit Überlastabwehrstrategie. Beide Kurven gelten für gleiche Anrufrate $\lambda_T=1$ pro KAS und Sekunde und gleiches Tln Verhalten. Die beträchtliche Reduzierung der EWS-Länge von etwa 250 auf 25 ist klar erkennbar.

Bild 5.65 zeigt den Vorgang noch deutlicher. Es gelten wieder die gleichen Voraussetzungen. Zusätzlich eingetragen ist der Verlauf der Gesamtzahl belegter Zl, \hat{Y}_{Z1} , und der Verlauf der Gesamtzahl belegter WZU, \hat{Y}_{WZU} . Vergleicht man den Verlauf von \hat{Y}_{Z1} mit dem von Bild 5.60, so zeigt es sich, dass die Werte für den Fall mit Strategie nur leicht unter den Werten im Falle ohne Strategie liegen. Das bedeutet, dass eine zusätzliche Einschränkung beim Belegen der Zl (Verluste) durch die Überlastabwehrstrategie zwar vorhanden ist, sich aber auf die Füllgeschwindigkeit des Bündels nur gering auswirkt.

Die Strategie dämpft damit lediglich das sehr rapide Ansteigen der Warteschlangenlänge (und damit die Rechenzeitanforderungen) so, dass der Rechner den Meldungsstau in kurzer Zeit abbauen kann.

Die Wahl der Grenzwerte hat natürlich einen Einfluss auf das Ablaufgeschehen. Bild 5.66 zeigt Ergebnisse für drei Werte für des unteren Grenzwertes, $UG=48,32,16$. Der obere Grenzwert OG wird dabei auf 96 festgehalten. Aufgetragen sind jeweils die Warteschlangenlänge der EWS, n_{EWS} , die Belastung der Z1, Y_{Z1} , und die Belastung der WZU, Y_{WZU} , wobei hier Mittelwert und Spitzenwert angegeben sind.

Je stärker die Zahl der verfügbaren WZU eingeschränkt wird umso kleiner kann die Warteschlangenlänge gehalten werden. Auf der anderen Seite wird aber der Verkehr insbesondere in der ersten Zeit nach dem Lastsprung stärker eingeschränkt, was anhand des langsameren Anstiegs der Kurve für die belegten Z1 ersichtlich ist.

Ein Kompromiss zwischen einer möglichst geringen Behinderung der Zeitlagenbelegung und einer geringen Warteschlangenlänge lassen die gewählte Grenze von $UG=32$ sinnvoll erscheinen.

Zweifellos wird die Rechnerbelastung und damit auch die Warteschlangenlänge stark vom Teilnehmerverhalten beeinflusst.

Den Einfluss des Tln-Verhaltens zeigt Bild 5.67. Es gelten wiederum die gleichen Voraussetzungen. Im oberen Teil des Bildes ist der Fall für ein Tln-Verhalten mit vielen abgebrochenen Rufversuchen und im unteren Teil für ein Tln-Verhalten bei dem sehr viele Tln zum Gespräch kommen wollen. Der Einfluss auf die Warteschlangenlänge ist deutlich sichtbar. Wie zu erwarten ist die Warteschlangenlänge im zweiten Fall deutlich grösser, da dort mehr Ereignisse je Belegung bearbeitet werden müssen.

Insgesamt zeigen die Untersuchungen, dass mit einer relativ einfachen Überlastabwehrstrategie eine deutliche Entlastung der Steuerung zusammen mit einer Verringerung der Länge der Eingabewarteschlange erreichbar ist, auch für den Fall eines extremen Lastsprungs.

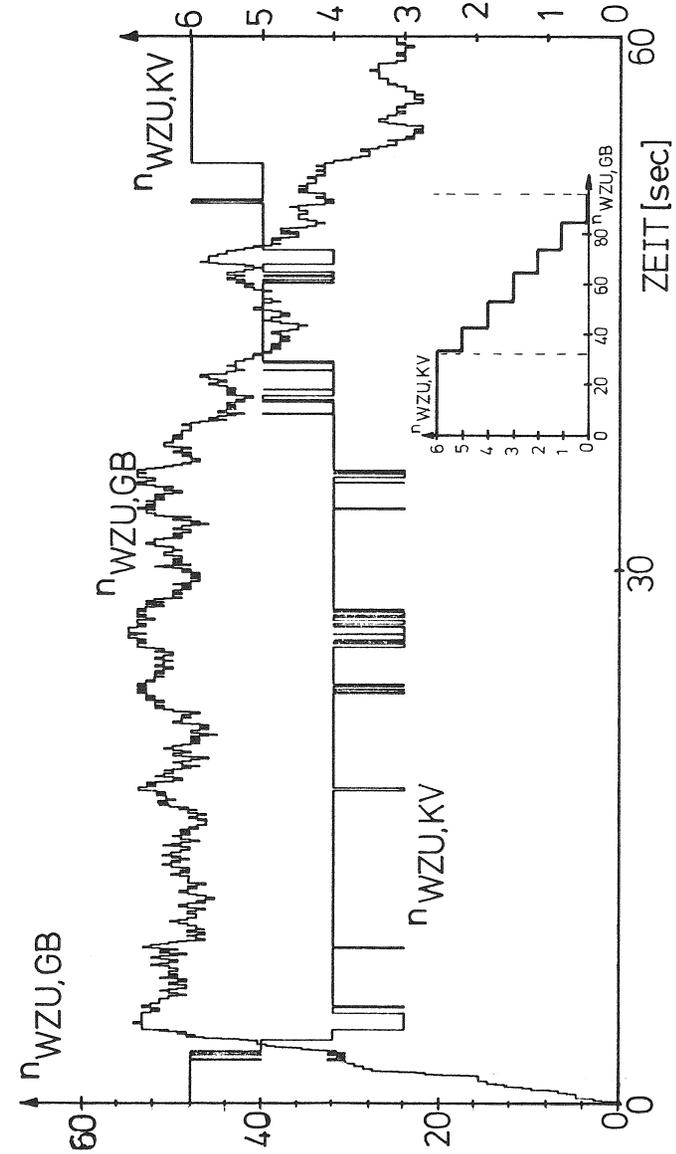


Bild 5.63: Steuerverhalten der Überlastabwehrstrategie (Ergebnisse eines Simulationslaufes)
 $UG=32, OG=96, \lambda_T=1 / \text{sec.}$ Max ($n_{WZU,GB}$) =96, Max ($n_{WZU,KV}$) =6

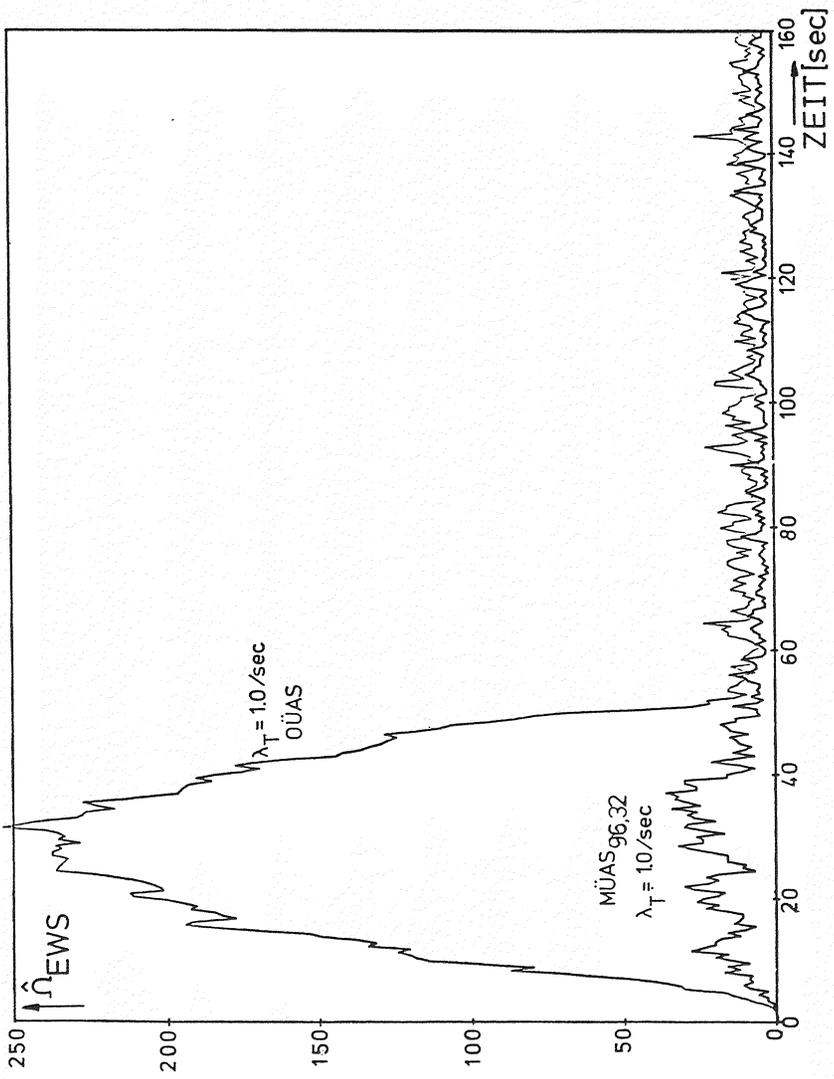


Bild 5.64: Einschwingverhalten der EWS Länge mit und ohne Überlastabwehrstrategie.

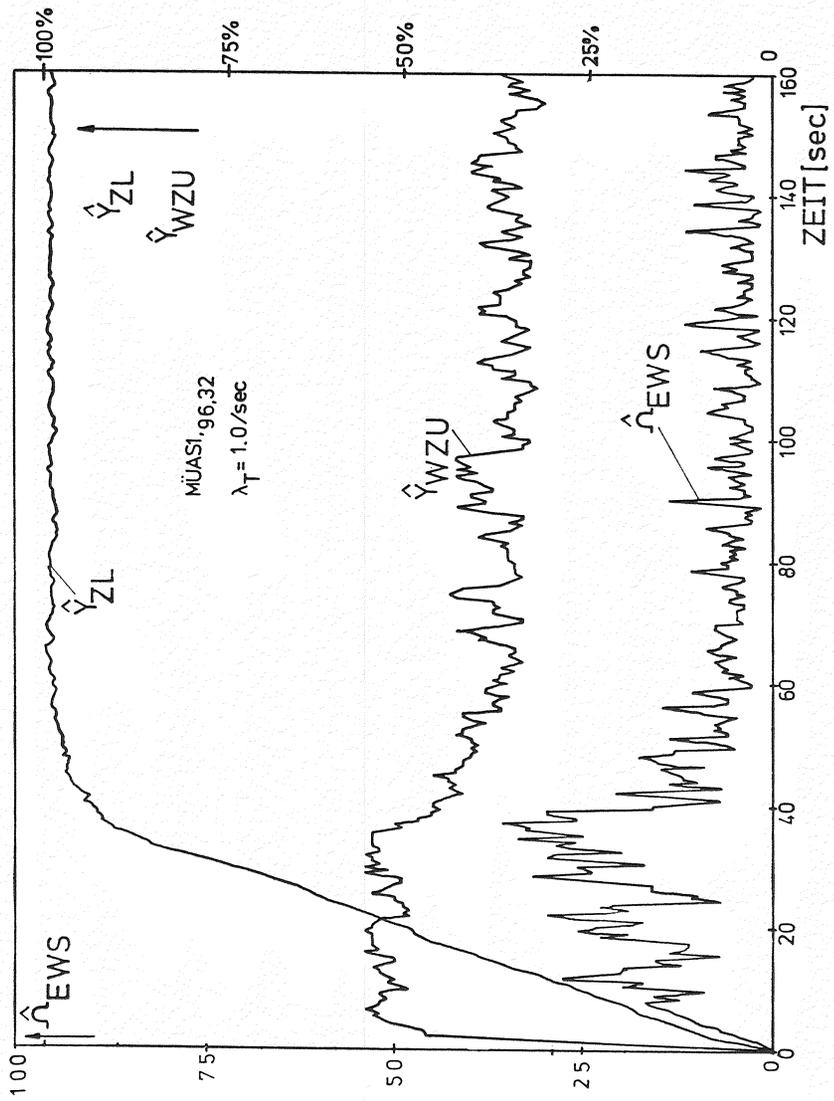


Bild 5.65: Einschwingverhalten der EWS-Länge, der belegten ZL und WZU.

Bild 5.66: Einfluss des unteren Grenzwertes UG auf die Warteschlangenlänge \bar{n}_{EWS} und die Belastung der Z1 und WZU, \bar{y}_{Z1} und \bar{y}_{WZU} . OG=96

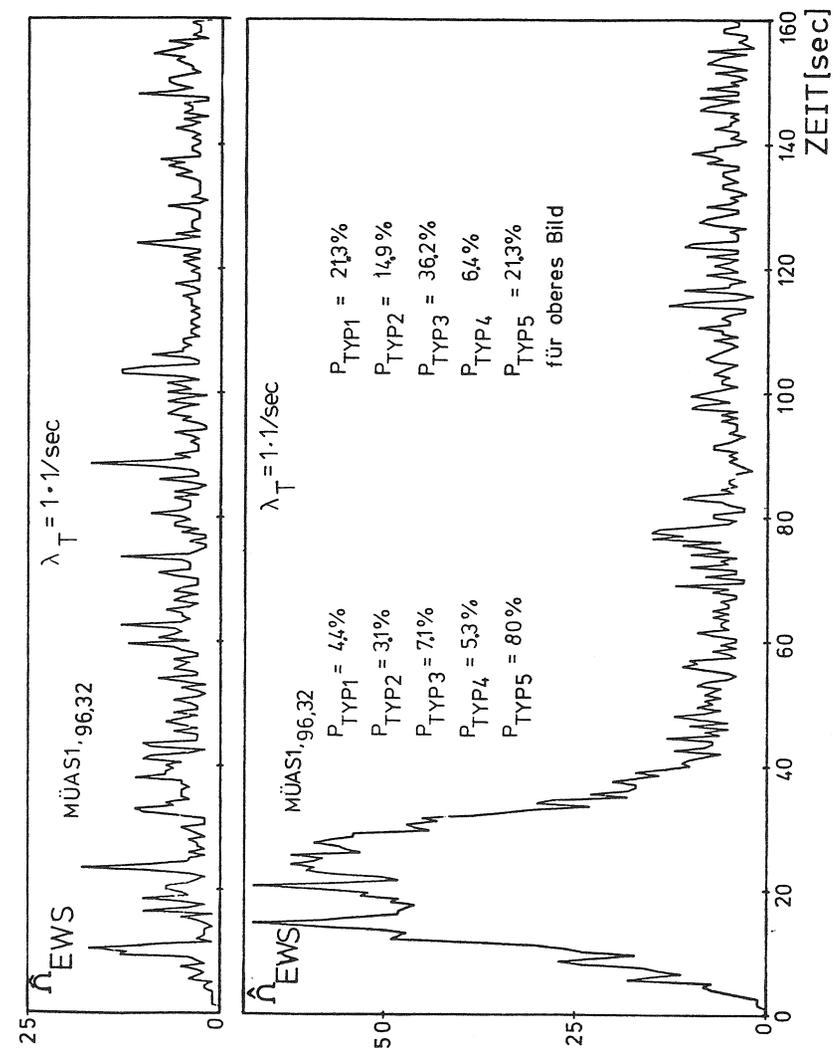
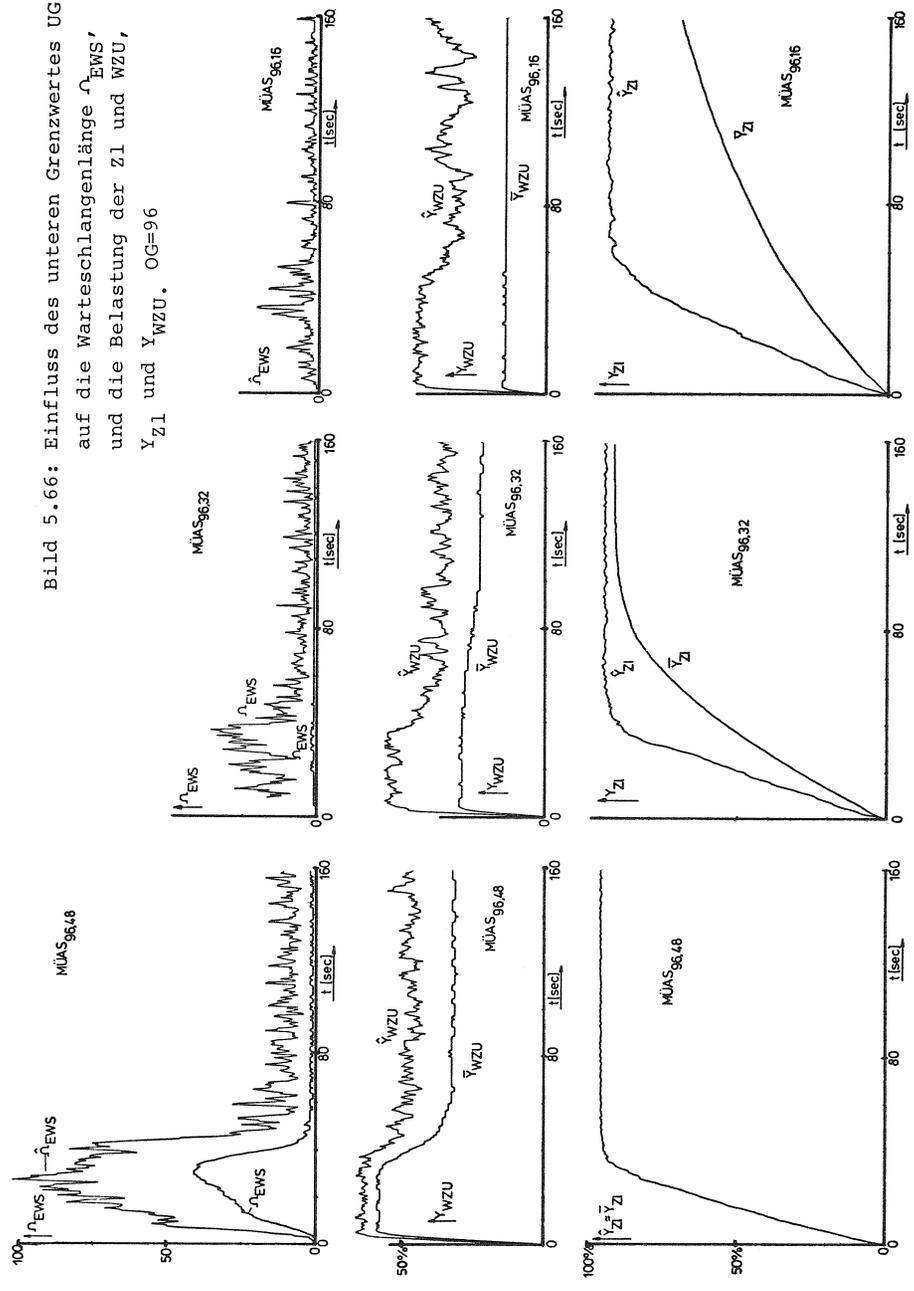


Bild 5.67: Einschwingverhalten der EWS-Länge bei verschiedenem TLN-Verhalten für oberes Bild

5.7 Zusammenfassung der Simulationsergebnisse

Die Simulation hat Aufschluss gegeben über wichtige charakteristische Verkehrsgrößen des Systems wie Auslastung der verschiedenen Bedienungseinheiten, Wartezeiten, Warteschlangenlängen, Gruppengrößen usw.

Der Einfluss der Operationsgeschwindigkeit des zentralen VR auf diese Kenngrößen wurde ebenso gezeigt wie der des Taktes.

Der Einfluss des Tln-Verhaltens wurde untersucht.

Danach wurden spezielle Betriebsweisen wie Kurzwahl oder Wählzeichenzwischenspeicherung und "Camp on Busy" in ihren Auswirkungen auf das Systemverhalten untersucht.

Zusammenfassend ergibt sich, dass das System dank der "automatischen Überlastabwehr" in der KAS unter allen Betriebsbedingungen zufriedenstellend arbeitet und dass das Maximum an Rufen (unter der Randbedingung der angebotenen Rufe und der verfügbaren Zl) von der Steuerung durchgesetzt werden. Die besonderen Betriebsbedingungen erweisen sich als nützlich.

Trotz des guten Systemverhaltens ergab sich bei sehr hohen Anrufraten die Notwendigkeit einer zusätzlichen Überlast-Abwehrstrategie im VR. Diese Strategie wurde entwickelt und ihre Wirksamkeit anhand von Simulationen gezeigt.

In den folgenden Kapitel werden nun die Realisierungen bzw. Realisierungsmöglichkeiten der besonderen Betriebsweisen sowie die notwendigen Erweiterungen der Software vorgestellt.

6. Erweiterung der Software des Vermittlungsrechners

6.1 Überblick

Die Untersuchungen im Kapitel 5 haben gezeigt, dass sowohl eine Überlast-Abwehrstrategie notwendig ist, als auch dass bestimmte Betriebsweisen (z.B. Camp on Busy, Kurzwahl usw.) sinnvoll sind.

Um diese Eigenschaften realisieren zu können, sind Erweiterungen der Steuerungssoftware des Vermittlungsrechners notwendig. Im folgenden werden diese Erweiterungen (insbesondere die Ablaufsteuerungen ALS 4+9 und ihre Arbeitsprogramm-Moduln) beschrieben.

Eine grundsätzliche Beschreibung der Steuerungssoftware des Systems PCMV kann in /40/ gefunden werden.

Die folgenden Erweiterungen sind notwendig:

- Messung der Belastung des Vermittlungsrechners
- Messung der Zahl belegter Zl und WZU
- Bestimmung der momentanen Warteschlangenlänge der EWS
- Realisierung von Prioritätsklassen für verschiedenartige Vermittlungsmeldungen
- Lastabhängige Aktivierung von Routineprüfprogrammen

6.2 Struktur der Systemsoftware

Unter Systemsoftware wird nach /40/ die Gesamtheit aller Programme des zentralen Vermittlungsrechners verstanden. Sie wird in drei Klassen von Programmen eingeteilt (Bild 6.1)

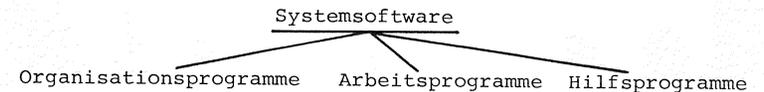
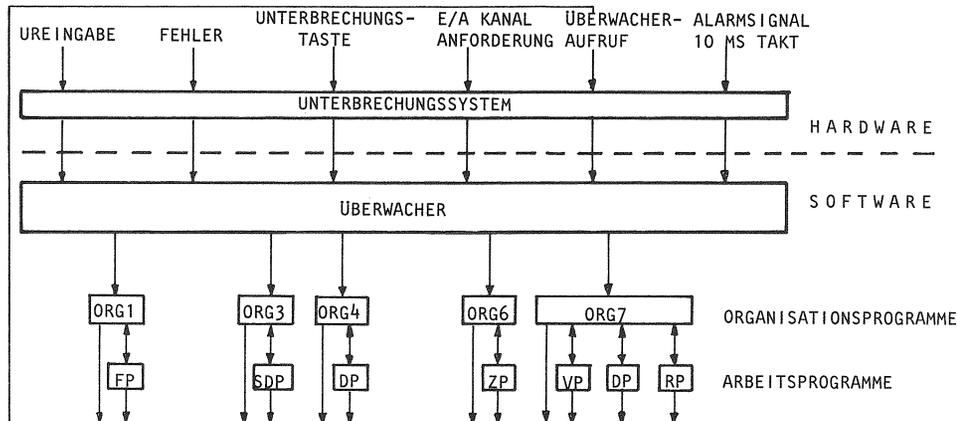


Bild 6.1: Systemsoftware des Vermittlungsrechners

Die Organisationsprogramme steuern und überwachen u.a. den Ablauf jener Arbeitsprogramme, welche die eigentlichen Vermittlungsfunktionen durchführen. Häufig wiederkehrende Funktionen stehen den Organisations- und Arbeitsprogrammen als Hilfsprogramme zur Verfügung.

Die Aufgaben, die von den verschiedenen Arbeitsprogrammen durchgeführt werden, haben unterschiedliche Dringlichkeiten. Deshalb sind die Programme der Systemsoftware in mehrere Prioritätsklassen eingeteilt. Bild 6.2 aus /40/ gibt einen Überblick über die ursprünglich realisierte Struktur des Systemsoftware.



ORG	ORGANISATIONSPROGRAMME (NUMMER=PRIORITÄT)	ZP	ZEITPROGRAMME
FP	FEHLERBEHANDLUNGSPROGRAMME	VP	VERMITTLUNGSPROGRAMME
SDP	SONDERDIENSTPROGRAMME	RP	ROUTINEPRÜFPROGRAMME
DP	DIENSTPROGRAMME		

Bild 6.2: Struktur der Systemsoftware unter Berücksichtigung der Eigenschaften des Rechners Siemens 306 (aus /40/)

Folgende Eigenschaften sind für die weiteren Überlegungen von Bedeutung

Der als Vermittlungsrechner benutzte Siemens 306 hat nur drei Funktionszustände und damit drei Unterbrechungsebenen

- Privilegierter Zustand (PZ). In diesem Zustand laufen Programmteile, die sog. privilegierte Befehle (z.B. E/A- Befehle) benutzen

- Alarmzustand (AZ). In diesen Zustand wird der Rechner durch ein Alarmsignal (hier 10 msec Takt) versetzt. Er wird benutzt um kurze Reaktionszeiten zu erhalten.
- Normalzustand (NZ). Er ist für die Ausführung von sogenannten "Anwenderprogrammen" gedacht. Unter "Anwenderprogrammen" sind alle Programme zusammengefasst, die nicht im Zustand PZ oder AZ ablaufen.

Die Funktionen des Überwachers, sofern sie nicht durch ein Alarmsignal aktiviert wurden, laufen im Zustand PZ.

Unter der Kontrolle des Überwachers können nunmehr Anwenderprogramme im Zustand NZ in bis zu 11 Prioritätsklassen ablaufen. Zu den Anwenderprogrammen sollen in dieser Arbeit die zu den jeweiligen Anwenderprogrammen gehörigen "ORG" nach Bild 6.2 ebenfalls zählen. Die Anwenderprogramme können folgende Zustände einnehmen /40/:

Programmzustand bekannt (BK):

Das Programm ist angemeldet, d.h. es befindet sich im Arbeitsspeicher, und wird in den Listen der Ablauforganisation geführt.

Programmzustand bereit (BE):

Das Programm ist rechenfähig und wartet auf die Zuteilung des Prozessors.

Programmzustand aktiv (AK):

Das Programm belegt gerade den Prozessor.

Programmzustand blockiert (BL):

Das Programm ist unterbrochen worden und kann erst nach dem Eintreffen eines bestimmten Ereignisses (z.B. das Ende einer Ein-Ausgabeoperation) fortgesetzt werden.

Programmzustand warten auf Bedienung (BD):

Das Programm ist im Zustand "bekannt" und wartet auf seine Aktivierung durch den Überwacher.

Der Übergang eines Programms von einem Zustand zu einem anderen kann durch einen "Überwacheraufruf" erfolgen (z.B. BE→AK). Dieser Aufruf kann entweder durch ein anderes Programm oder durch überwachernerinterne Vorgänge ausgelöst werden. Er erfolgt unter Berücksichtigung des gegenwärtigen Zustandes aller Anwenderprogramme im ASP und deren Prioritätsklasse. Bild 6.3 zeigt beispielhaft

für drei Programme mit drei verschiedenen Prioritäten (Programmnummer = Priorität, kleine Nummer = hohe Priorität) die Programzzustände und die Übergänge zwischen den Zuständen.

Neben diesen Überwachefunktionen ist für die weitere Betrachtung der Programmteil "Taktbearbeitungsroutine TBR" des Überwachers wichtig. Die TBR wird durch ein Alarmsignal (10 msec Takt) aktiviert. Sie übernimmt die vermittlungstechnischen Meldungen aus dem Eingabepuffer EPU und schreibt sie in die Eingabewarteschlange EWS, bzw für die Ausgabe von Befehlen von der AWS in den APU (vgl. Kap.5). Dabei muss zwischen normalen und Fehlermeldungen unterschieden werden. Je nachdem ob und welche Meldungen anstehen, werden die zugehörigen Bearbeitungsprogramme aktiviert (Übergang Zustand BD→AK). Es ist weiterhin möglich, ein oder mehrere Programme stets nach einer bestimmten Zahl von Takten zu aktivieren.

Für die weitere Behandlung soll nun folgende Darstellung und Beschreibung der Systemsoftware benutzt werden (Bild 6.4).

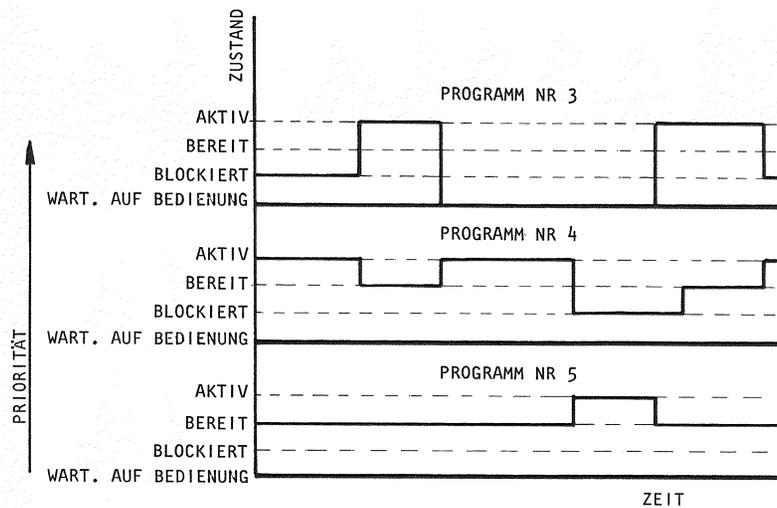
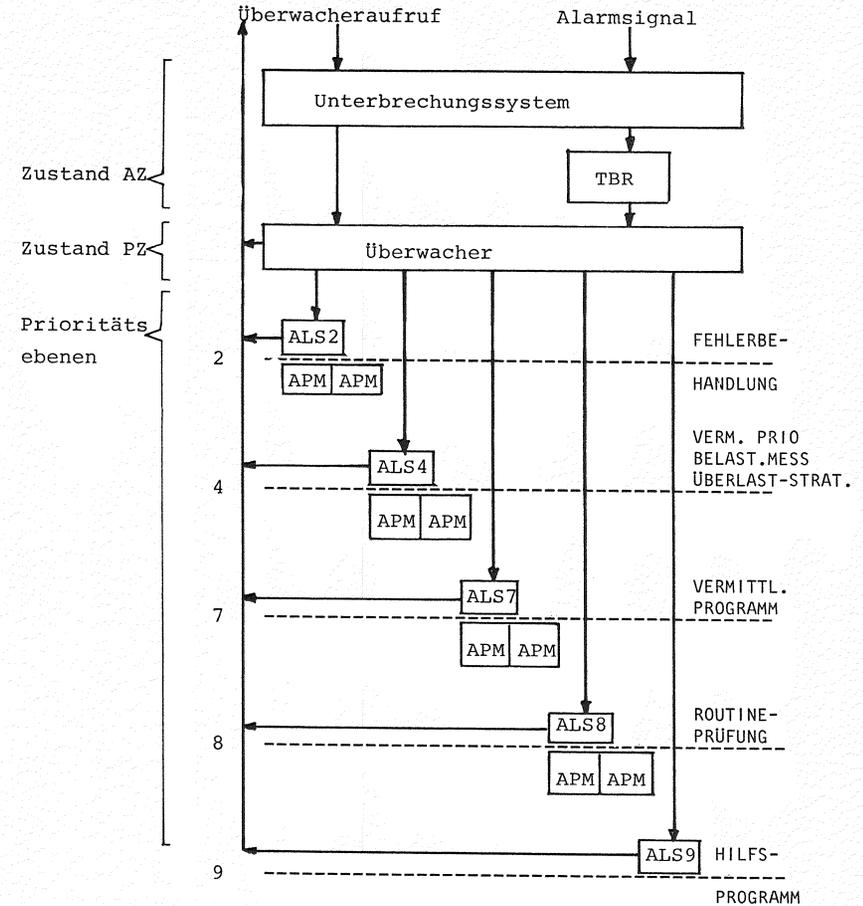


Bild 6.3: Programm-Zustandsdiagramm für ein mögliches Betriebsbeispiel bei 3 verwalteten Programmen



AZ: Alarmzustand ALS: Ablaufsteuerung
 PZ: Privilegierter Zustand APM: Arbeitsprogramm-moduln

Bild 6.4: Struktur der Systemsoftware mit Zuständen und Prioritätsebenen. (Gezeichnet sind nur die hier interessierenden Prioritätsebenen).

Durch das Unterbrechungssystem wird bei Überwacheraufrufen der Überwacher, bei Alarmsignalen die Taktbearbeitungsroutine TBR aktiviert. Als Ergebnis der Bearbeitung können ein oder mehrere

Programme aktiviert werden. Ein Programm in diesem Sinne besteht aus einer Ablaufsteuerung (ALS) und einer Reihe von Arbeitsprogramm-Moduln (APM). Demzufolge gibt es in jeder Prioritätsebene eine Ablaufsteuerung. Diese werden durch die nachgesetzte Prioritätsnummer unterschieden (z.B. ALS2 = Ablaufsteuerung in der Prioritätsebene 2).

In Bild 6.4 sind nur die von ALS für vermittlungstechnische Vorgänge belegten Prioritätsebenen gezeichnet. Die anderen stehen für spezielle Test- und Überwachungsprogramme sowie die Mensch-Maschine-Kommunikation zur Verfügung.

Im folgenden werden die neuen ALS 4+9 behandelt.

6.3 Ablaufsteuerungen und Arbeitsprogramm-Moduln

6.3.1 Ablaufsteuerung ALS4

Auf der Prioritätsebene 4 wird die Ablaufsteuerung ALS4 realisiert. Sie soll Arbeitsprogramm-Module (APM) steuern, die folgende Aufgaben übernehmen:

- Messung von Betriebs- und Verkehrsgrößen der VSt.
 Hierzu gehören
 - Messung der momentanen Belastung des Vermittlungsrechners
 - Bestimmung der Zahl momentan belegter Zl und WZU
 - Bestimmung der momentanen Warteschlangenlänge der EWS.
- Belastungsabhängige Aktivierung von Routineprüfprogrammen
- Zeitabmessungen
- Implementierung von Prioritäten für bestimmte Meldungen
- Warteorganisation für Camp on Busy
- Ausgabe der gemessenen Größen
- Rahmenorganisation für einen Echtzeit- Umweltsimulator(Kap 6.4).

Die ALS4 wird vom Überwacher mit jedem Takt (10 msec) aktiviert, d.h. mit jedem "Alarmsignal". Aufgrund seiner Ablaufpriorität läuft ALS4 als erstes Programm nach der TBR, auch wenn aufgrund von Vermittlungsmeldungen zusätzlich ALS7 aktiviert wird. Vorausgesetzt hierbei ist, dass keine Fehlermeldungen (ALS2) anstehen.

Die ALS4 stellt nach ihrer Aktivierung (Übergang Zustand BD→AK) durch den Überwacher fest, was die Ursache der Aktivierung war. Sie kann durch überwacherinterne Vorgänge aktiviert worden sein (Alarmsignal,TBR) oder durch einen Aktivierungsaufwurf (Überwacheraufwurf) von einer anderen Ablaufsteuerung aus, oder durch einen Überwacheraufwurf von der Konsole aus. Im Falle der Aktivierung von einer anderen Ablaufsteuerung aus, wird zusammen mit der Aktivierung ein Parametersatz an die ALS4 übergeben, der die durchzuführende Aufgabe spezifiziert (z.B. von ALS7 aus zur Zeitüberwachung der Tln).

6.3.2 Arbeitsprogramm-Moduln der ALS4

6.3.2.1 Messung der Zahl belegter Zl, WZU und der Warteschlangenlänge

Diese Bestimmung wird in vorgegebenen Abständen durchgeführt.

Die Zahl belegter Zl wird nun mit Hilfe der Bits der Highway-Belegungsmuster im Datenteil des Vermittlungsprogramms bestimmt (Bild 6.5).

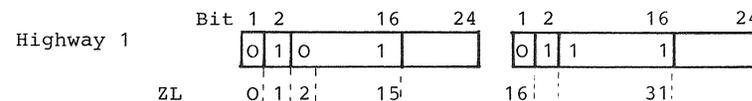


Bild 6.5 Highway-Belegungsmuster

Für jede der 32 Zl ist ein Bit vorgesehen. Ist dieses Bit gleich 0, ist die Zl belegt, ist es gleich 1 so ist die Zl frei. Aufgrund der Wortstruktur des VR (siehe Anhang A2.3) mit 24 Bit je Wort, wurden die HW-Belegungsmuster auf zwei Worte aufgeteilt.

Zuerst werden die aktuellen Belegungsmuster der Zl der Highways mit den Belegungsmustern beim letzten Messvorgang mit Hilfe eines "Vergleiche" Befehls verglichen. Ist keine Änderung eingetreten, so muss keine neue Bestimmung vorgenommen werden. Im anderen Fall muss die neue Zahl belegter Zl bestimmt werden.

Dies wird für alle Highways durchgeführt. Der so bestimmte Wert

der Gesamtzahl belegter ZL wird dann durch die Gesamtzahl der Zeitlagen dividiert. Über eine vorgebbare Zahl von Messungen kann ferner ein Mittelwert gebildet werden.

Hierbei ergibt sich nun, wie auch bei der später zu bestimmenden Zahl belegter WZU, folgendes Problem.

Bei der derzeitigen Struktur des Vermittlungsrechners ist es nicht möglich, aufgrund der Informationen im Datenteil des Vermittlungsprogramms, die tatsächlich belegte Anzahl der ZL und WZU genau festzustellen.

Grund hierfür ist die in Kap.3 beschriebene Eigenschaft des Vermittlungssystems, dass die KAS autonom ZL und WZU zuteilen und An- und Abschalten darf. Über diese belegten oder freien ZL oder WZU ist das Vermittlungsprogramm nicht immer vollständig informiert, da die zugehörigen Meldungen noch in der Eingabewarteschlange EWS stehen können. Bei kurzen Warteschlangenlängen (2 bis 3 Wartende) ist dies nicht so kritisch, da im Mittel nur jede 3. Meldung eine Meldung ist, aufgrund deren sich die Belegungszahlen ändern. Bei grossen Warteschlangenlängen, wie sie in Überlastsituationen auftreten (30-50 Wartende) ist der dadurch entstehende Messfehler jedoch nicht mehr zu tolerieren.

Es muss also die Eingabewarteschlange EWS auf Belegungs- und Freigabemeldungen (Abheben, Auflegen) durchsucht werden. Dies ist relativ einfach, wenn auch zeitaufwendig, da sowieso eine Verarbeitung des Inhalts der EWS vorgenommen werden muss zur Realisierung der oben erwähnten Prioritäten für Meldungen.

Die in der EWS stehenden Neubelegungen abzüglich der Belegungs-ende Meldungen müssen zu den zuvor bestimmten Messwerten hinzugenommen werden.

Die Bestimmung der Zahl belegter WZU erfolgt in ähnlicher Art. Hierzu werden die WZASP-Speicherbereiche im Datenteil des Vermittlungsprogramms nach frei oder belegt durchsucht.

Die Bestimmung der Länge der Eingabewarteschlange EWS erfolgt mit Hilfe eines Zählers CODER in der TBR der nur übernommen wird. Für beide Werte wird wieder ein Mittelwert gebildet.

6.3.2.2 APM für Meldungsprioritäten /66/

Dieser Modul gestattet es, für einen bestimmten Meldungstyp eine Priorität einzuführen, ohne dass die Warteschlangenorganisation in der TBR verändert werden müsste. Im realisierten Fall haben Auflegemeldungen von A-Tln oder B-Tln Priorität.

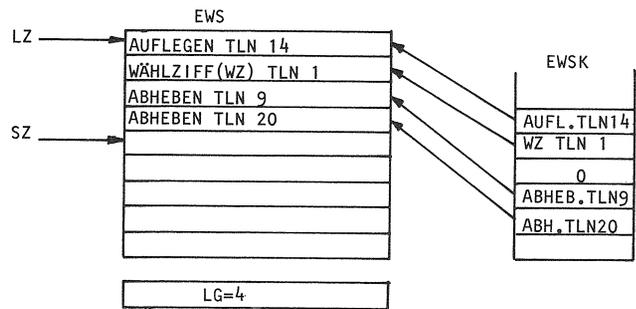
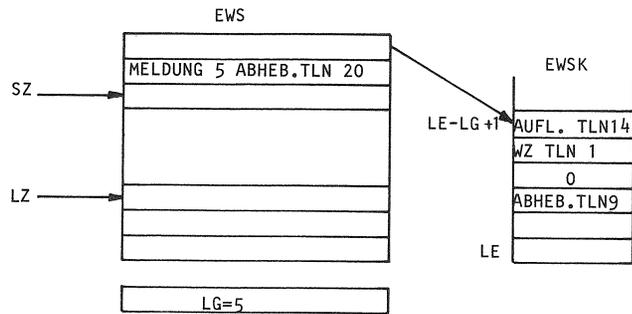
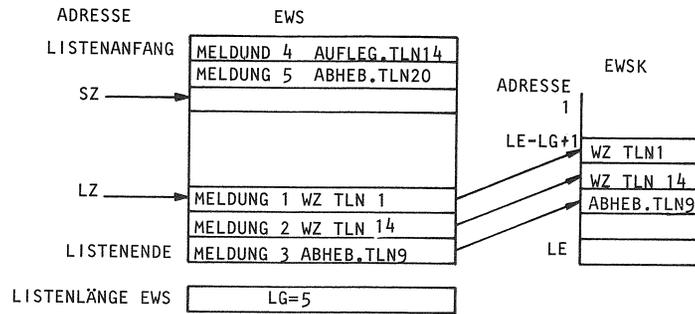
Der Grund hierfür ist, dass freiwerdende ZL dem Vermittlungsprogramm möglichst frühzeitig wieder zur Verfügung stehen. Dies ist z.B. für die Wartemöglichkeit auf freiwerdende ZL im VR (Camp on busy, siehe Kap 7.3) notwendig. Dabei entsteht das Problem, dass in der EWS nicht nur das Auflegeereignis dieses Tln sondern z.B. auch noch Wählziffern stehen (Auflegen während der Wahl). Würden diese nach dem Auflegen bearbeitet, so würde eine Fehlerüberwachungseinrichtung im VP ansprechen. Es sind also folgende Funktionen zu realisieren

- Umordnen der EWS so, dass Auflegemeldungen von A-Tln an der Spitze stehen
- Löschen aller sonstigen Meldungen dieses Tln in der EWS

Zu diesem Zweck wird mit Hilfe eines Überwacheraufrufes die EWS in die Hilfsliste EWSK im Arbeitsprogramm-Modul Warteschlange kopiert. Dabei wird die zyklische Warteschlangenorganisation der EWS mit Hilfe von Schreibzeiger (SZ) und Lesezeiger (LZ) umgesetzt auf eine lineare Organisation in der EWSK.

Beim Kopieren wird gleichzeitig geprüft, ob eine Auflegemeldung vorliegt. Im Beispiel Bild 6.6 ist die 4. Meldung eine Auflegemeldung.

Begonnen wird das Kopieren mit der ersten Meldung in der EWS, gekennzeichnet durch den Lesezeiger LZ. Sie wird an die Stelle "(Listenende der EWSK (LE) - aktuelle Listenlänge der EWS (LG))+1" eingetragen. Damit haben alle Meldungen bis Listenende in der EWSK Platz. Demzufolge werden alle weiteren Meldungen dahinter eingetragen. Die vierte Meldung ist zum Beispiel eine Auflegemeldung. Diese Meldung wird vorne (vor LE-LG+1) eingetragen. Gleichzeitig wird die EWSK nach weiteren Meldungen dieses Tln durchsucht. Wenn noch Meldungen dieses Tln vorhanden sind,



SZ SCHREIBZEIGER LZ LESEZEIGER

Bild 6.6: Umordnung der Eingabewarteschlange EWS

müssen sie ebenfalls in der EWSK stehen, da sie nur früher als die Auflegmeldung entstanden sein können. Im Beispiel wird ein Wählzeichen (WZ) des Tln 14, der aufgelegt hat, gefunden. Diese überholte Meldung muss in der EWSK gelöscht werden. (Bild 6.6 Mitte).

Anschliessend werden weitere Meldungen übernommen und wieder hinten eingereiht. Sind alle Meldungen übernommen, wird die gesamte EWSK in die EWS zurückgeschrieben und werden die Schreib- und Lesezeiger (SZ, LZ) sowie die aktuelle Länge LG korrigiert. (Bild 6.6 unten).

Bei diesen Operationen wird gleichzeitig gezählt, wieviele Belegungs- und Freigabemeldungen für Z1, WZU umgespeichert werden. Dies ist notwendig für die Korrektur der Messungen in Kapitel 6.3.2.3.

6.3.2.3 Messung der Belastung des VR

Die Bestimmung der Belastung eines VR ist eine notwendige Aufgabe. Unter der "augenblicklichen Belastung" im Messintervall t $Y_{CPU}(t)$ werde das Verhältnis zwischen jener Zeit verstanden, während derer die CPU im Zeitintervall t belegt war, bezogen auf die Zeit t . Es werden nur Belegungen durch die Arbeitsprogramm-Module der Ablaufsteuerungen ALS2,4,7 berücksichtigt, weil ALS8+9 nur aktiv sind, wenn die CPU leer laufen würde.

Als Messzeitintervall wird das Taktintervall des Kanalwerkes (also typisch 10msec) benutzt.

Für die Bestimmung der Rechnerbelastung gibt es eine ganze Reihe von Möglichkeiten. Hardwaremonitore, die diese Bestimmung mit geringstem Zeitaufwand ermöglichen, stehen nicht zur Verfügung. Es wurde daher eine softwaremässige Lösung angestrebt.

Sie besteht darin, dass ein Programm mit niedrigster Priorität zur Verfügung gestellt wird, nämlich Priorität 9 mit der ALS9. Dieses Programm geht nur dann vom Zustand bereit (BR) in den Zustand aktiv (AK) wenn sonst kein anderes Programm läuft. Die Differenz zwischen Startzeitpunkt ALS9 und dem Zeitpunkt des vorhergegangenen Alarmsignals gibt die Belegungszeit des Prozessors durch Programme höherer Priorität an.

6.3.3 Ablaufsteuerung ALS9

Zur Bestimmung der Zeitpunkte für die Aktivierung von ALS9 steht der Überwacheraufruf MA MSEC zur Verfügung. Seine Bearbeitung erfordert etwa 0.3 msec und liefert die Zeit in Einheiten von 0.1 msec. Durch diese relativ lange Bearbeitungszeit und die Möglichkeit der Unterbrechung der ALS9 durch ein Alarmsignal wäre die Bestimmung der gewünschten Zeiten nicht unproblematisch.

Das Ablaufgeschehen in ALS9 und ALS4 zur Bestimmung der Rechnerbelastung sei anhand des Bildes 6.7 gezeigt. Nach dem Kaltstart des Vermittlungssystems geht ALS9 vom Zustand "Bereit" in den Zustand "Aktiv" über. Dabei wird eine Kaltstartschleife durchlaufen. In dieser Schleife wird fortwährend durch den Überwacheraufruf MA MSEC die Systemzeit bestimmt. Nach dem Einschalten des zentralen Taktgenerators unterbricht das erste Taktsignal (Alarmsignal) diese Schleife und startet die TBR. Die TBR aktiviert ihrerseits die ALS4. In der ALS4 wird nun der Zeitpunkt des Alarmsignals (Takt) bestimmt. Er ist gleich der letzten von ALS9 bestimmten Systemzeit (ZEIT=0) plus im Mittel die halbe Bearbeitungszeit des Überwacheraufrufes MA MSEC. Dieser Wert wird der Größe ZEIT1 zugewiesen. Anschliessend wird die Marke MERK auf 1 gesetzt.

Nachdem alle anderen Programme abgelaufen sind, geht ALS9 von "Bereit" nach "Aktiv" über. Mit MERK=1 wird die Kaltstartschleife verlassen. Das folgende Programmstück bestimmt mit MA MSEC den Startzeitpunkt ZEIT2 der ALS9, berechnet den Wert $TCPU=ZEIT2-ZEIT1$ und durchläuft nach Rücksetzen der Zelle MERK bis zum nächsten Alarmsignal eine Warteschleife. ZEIT1 ist dabei der Zeitpunkt des letzten Alarmsignals (Taktes), bestimmt von ALS4.

Nach jeder der nun folgenden TBR erhöht ALS4 den Wert von ZEIT1 um 10msec. Bei MERK=0 ist ALS9 in der Warteschleife unterbrochen worden, beendete also in der vorhergehenden Vermittlungsphase die Befehlsfolge für die TCPU Bestimmung vollständig. Damit ALS9 die Warteschleife bei einer neuerlichen Aktivierung wieder verlässt, wird MERK=1 gesetzt. Für MERK≠0 wurde ALS9 ausserhalb der Warteschleife durch ein Alarmsignal unterbrochen oder

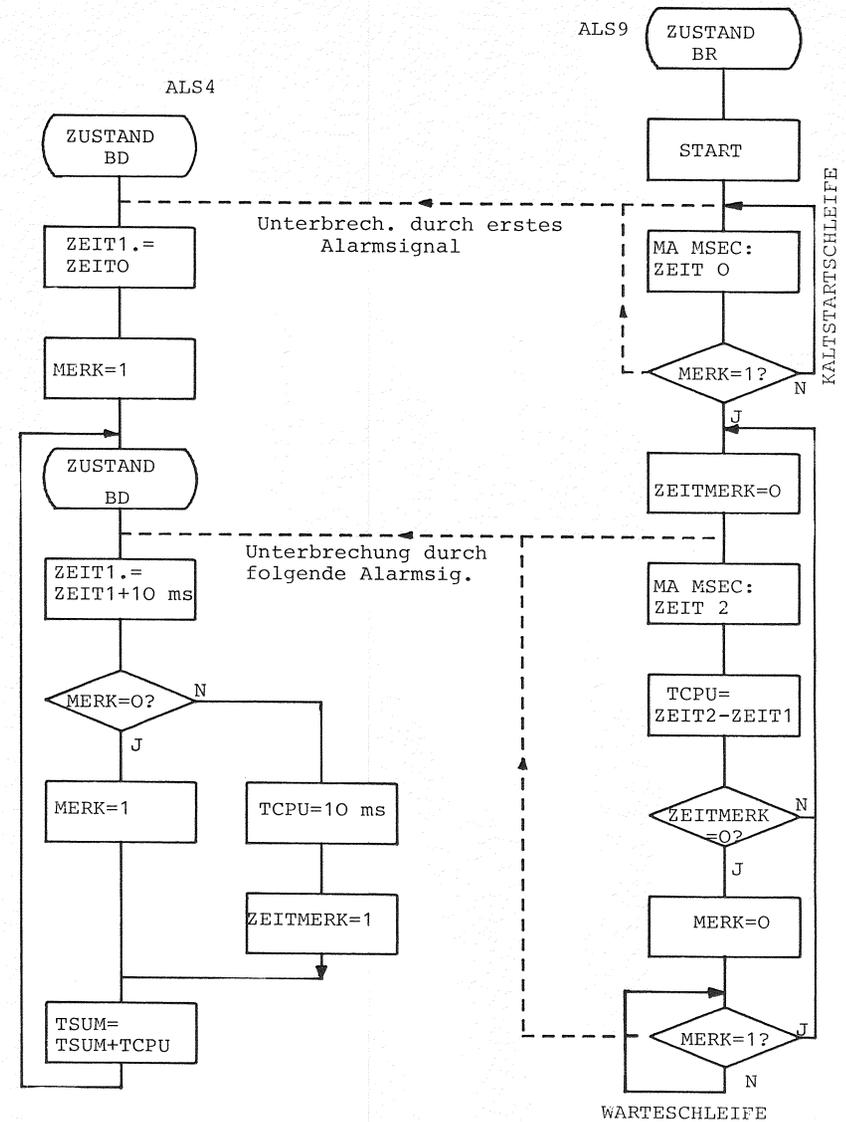


Bild 6.7: Flussdiagramm zur Bestimmung von TCPU

wurde in der vorhergehenden 10msec Phase gar nicht aktiv. In diesem Fall wird durch ALS4 der Wert TCPU auf 10msec korrigiert und die Merzkelle ZEITMERK=1 gesetzt.

ALS9 setzt nach Verlassen der Warteschleife ZEITMERK=0. Ist nach der Bestimmung von TCPU der Wert von ZEITMERK immer noch 0, wurde ALS9 nicht unterbrochen und damit TCPU richtig bestimmt. Bei ZEITMERK≠0 wurde ALS9 ausserhalb der Warteschleife unterbrochen. Die evtl. vor der Unterbrechung bestimmten Werte ZEIT2 oder TCPU sind nicht mehr aktuell und die gesamte Befehlsfolge für die TCPU- Bestimmung wird neu durchlaufen.

Der bestimmte Wert für TCPU wird über mehrere Vermittlungsphasen aufsummiert und vor der Ausgabe der zeitliche Mittelwert YCPU abgeleitet.

6.3.4 Zusammenspiel der Ablaufsteuerungen

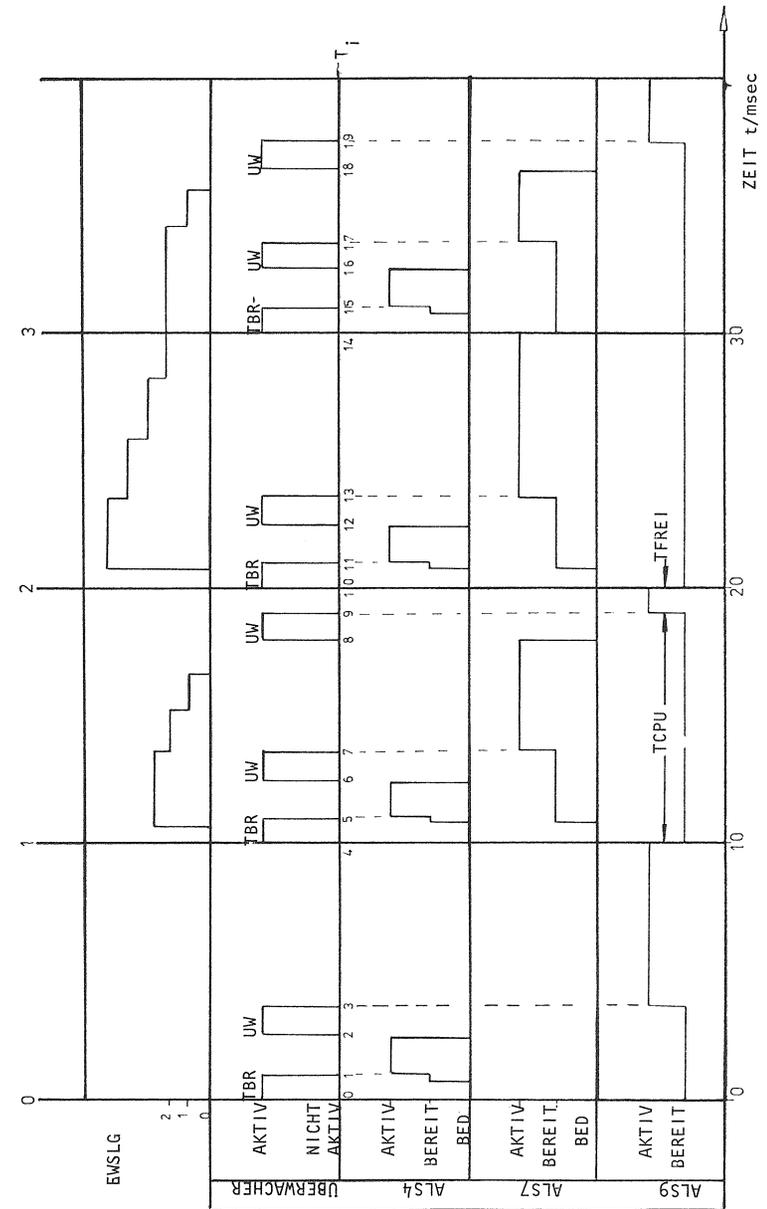
Bild 6.8 zeigt über 4 Takte hinweg das Zusammenspiel der Ablaufsteuerungen ALS4, ALS7 und ALS9. Das Geschehen soll zu bestimmten Zeitpunkten T_1 betrachtet und in der folgenden Tabelle (Bild 6.9) zusammengefasst werden. Dabei wird angenommen, dass alle ALS in Prioritätsebenen höher als 4 (ALS2,3) nicht aktiviert werden.

6.4 Echtzeit-Umweltsimulator /49-51/

In Kapitel 5.3 wurden Methoden zur Untersuchung von SPC-Vermittlungssystemen beschrieben. Eine der dort genannten Möglichkeiten ist die Umweltsimulation. In diesem Kapitel soll ein spezieller Umweltsimulator beschrieben werden. Er dient zur Bestimmung der Verkehrsparameter (Belastung des Rechners, der Zeitlagen, WZU, Warteschlangenlängen, Wartezeiten) des Vermittlungssystems.

6.4.1 Randbedingungen durch den VR des Systems PCMV

Die beste Methode für einen Echtzeit-Umweltsimulator ist die Anwendung eines zweiten Rechners, auf dem der Simulator läuft.



EWSLG : Länge der Eingabewarteschlange TCPU : Belegungszeit der CPU, TFREI: Freizeit
 ÜBERWÄCHER : Taktbearbeitungsroutine, UW : Überwacher

Bild 6.8: Zusammenspiel der Ablaufsteuerungen

T_i	B E M E R K U N G
To	Aktivierung der TBR
T1	Ende TBR. ALS4 geht vom Zustand "Warten auf Bedienen" in den Zustand "Aktiv" über
T2	ALS4 geht mit dem Überwacheraufruf "Sende Nachricht" in den Zustand "Warten auf Bedienen". Der Überwacher
T3	bearbeitet den Aufruf und startet, da sonst keine Programme "Bereit" sind, die Ablaufsteuerung ALS9. Nach Bestimmung der Werte TCPU und TFREI durchläuft ALS9 eine Warteschleife.
T4	Das Alarmsignal (Takt) startet eine neue TBR. Mit Warteschlangenlänge der EWS $\Omega \neq 0$ wird ausser ALS4 auch noch ALS7 aktiviert, die beide in den Zustand "Bereit" gehen.
T5	Wie T1
T6	Der Überwacher bearbeitet den Aufruf "Sende Nachricht" von ALS4 und setzt ALS7 vom Zustand "Bereit" in den Zustand "Aktiv".
T8	Das Vermittlungsprogramm ALS7 hat alle Meldungen in der EWS abgearbeitet ($\Omega = 0$) und geht in den Zustand "Warten auf Bedienung" über.
T9	ALS9 wird aktiv.
T10 T13	Wie T4 bis T7
T14	ALS7 hat noch nicht alle Meldungen bearbeitet und wird durch das Alarmsignal unterbrochen. In der TBR wird ALS7 nicht neu aktiviert.
T15	Wie T5.

Bild 6.9: Beschreibung der Aktivitäten zu den Zeitpunkten T_i nach Bild 6.8

Diese Methode war nicht anwendbar, da ein zweiter Rechner nicht zur Verfügung stand.

Es wurde daher folgende Methode gewählt. Der Umweltsimulator läuft auf dem eigentlichen Vermittlungsrechner des Systems PCMV. Um eine Echtzeit-Simulation durchführen zu können, werden zwei Zustände definiert, in denen sich der VR befinden kann:

- Zustand Simulation SIM
- Zustand realer Vermittlungsbetrieb VERM

Ein Zeitintervall Δt wird nun in zwei Zeitbereiche aufgeteilt, einen für die Simulation TSIM und einen für den Vermittlungsvorgang TVERM. Alle Messungen der interessierenden Grössen werden nur im Zustand VERM durchgeführt. Im Zustand SIM wird die Uhr, die für Zeitabmessungen dient, angehalten.

Aufgrund der taktmässigen Betriebsweise des VR bietet es sich an, als Zeitdauer TVERM für die Phase VERM die Zeit zwischen zwei Alarmsignalen (10msec) zu wählen.

Um der Simulation genügend Zeit zu lassen wurde TSIM zu 990msec gewählt, damit ist $\Delta t = 1\text{sec}$. Die Aufteilung zeigt Bild 6.10.

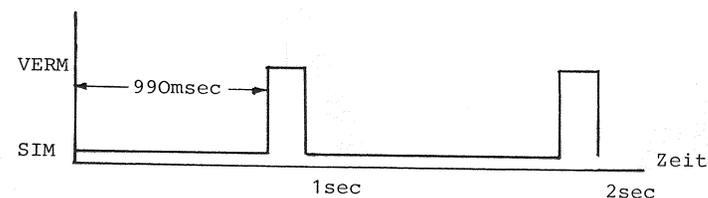


Bild 6.10: Phasenaufteilung

Die zweite Einschränkung besteht im verfügbaren Speicherplatz des VR. Werden im VR Datenbereiche für 1500 Tln vorgesehen, so reicht der verbleibende Platz nicht mehr für einen Simulator aus. Der Simulator wird daher in zwei Teile aufgespalten. Teil 1 läuft in einem Vorlauf und erzeugt die Teilnehmer-

Ereignis-Ketten TEK (vgl. Kap. 4) /67/. Diese werden auf einem Hintergrundspeicher (Platte) abgelegt. Teil2 des Simulators läuft während der Simulation im Zustand SIM und liest die Ereignisse von der Platte und schreibt sie zeitrichtig in den Eingabepuffer EPU /68/.

6.4.2 Der Simulator

6.4.2.1 Teil1 des Simulators

Dieser Teil erzeugt die TEK. Die Erzeugungsmethode ist die gleiche wie in Kap. 4. Im Gegensatz jedoch genügt es nicht, nur den Typ des Ereignisses zu bestimmen, sondern es müssen die realen Meldungen der Vermittlungsperipherie erzeugt werden. Anhang A1.7 zeigt die im System PCMV vorhandenen Meldungstypen. Um diese Meldungen erzeugen zu können, müssen bekannt sein

- die KAS des rufenden Tln
- die ZL an die der rufende Tln angeschaltet wird
- der WZU der angeschaltet wird
- die KAS des gerufenen Tln und dessen Rufnummer
- die ZL des gerufenen Tln.

Es wird daher vom Simulator für jeden Tln ein Informationsblock auf der Platte abgelegt. Bild 6.11 zeigt einen solchen Informationsblock.

Der Kopf des Informationsblockes enthält einen Zeiger, der auf das jeweils nächste Ereignis verweist, sowie die notwendigen Daten, um die realen Meldungen erzeugen zu können. Der Rumpf besteht aus 3 gleichen Teilen, von denen jeder 10 Meldungen und die zugehörigen Zeiten aufnehmen kann. Dies reicht jeweils für eine komplette Verbindung.

Die Zeiten sind jeweils absolut in Einheiten von 10msec angegeben. Die Kennung 0 bei einer Zeit bedeutet, dass das nachfolgende Ereignis ein Ereignis der regulären TEK ist.

Der Typ des Ereignisses wird spezifiziert. Da das Ablaufgeschehen vom System beeinflusst wird (Belegttou wegen Tln belegt oder Gassenbesetzt) ist für diesen Fall am Ende jedes Rumpf-

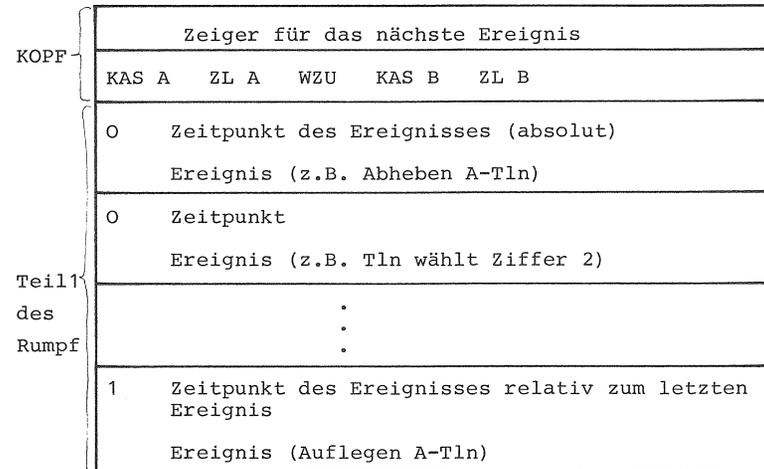


Bild 6.11 Informationsblock (Alle Zeiten in Einheiten von 10 msec)

teiles ein Auflegereignis "A-Tln legt auf" eingetragen. Die zugehörige Zeiteintragung trägt als Kennung die 1. Die Zeit dort wird nicht absolut sondern relativ zum letzten Ereignis angegeben, da der Verzweigungspunkt in der Kette nicht bekannt ist. (Belegttou während der Wahl oder nach der Wahl). Die Ereignisse des Tln werden vom Simulator Teil 2 gelesen und zeitrichtig an das Vermittlungsprogramm (EPU) gegeben. Dabei wird der Zeiger und die entsprechenden Eintragungen im Informationsblock verändert.

Nachdem diese Informationsblöcke für alle Tln angelegt sind, wird in einem zweiten Durchlauf eine Liste angelegt, die dem Teil 2 des Simulators ermöglicht festzustellen, welcher Tln zeitlich gesehen das nächste Ereignis erzeugt, und zu welchem Zeitpunkt.

6.4.2.2. Teil 2 des Simulators

Der 2. Teil des Simulators steht im ASP des VR während der Simulation. Er ist in der Phase SIM aktiv. Er liest die Ereignisse der Tln von der Platte, wobei ihm die zeitliche Liste der Ereignisse sagt, von welchem Tln das nächste Ereignis kommt. Aufgrund eines Zählers, der bei jeder Phase VERM um 1 erhöht wird, und damit die Zeit repräsentiert, wird festgestellt, welche Ereignisse in jeder Phase SIM zu bearbeiten und in den EPU einzutragen sind.

Dabei muss dieser Teil des Simulators die Funktionen der KAS nachbilden, d.h. Zeitlagen und WZU vergeben, Belegungslisten führen und Quittungen für die Anschaltbefehle von B-Z1 aus-senden. Wird vom Vermittlungsprogramm Belegton an den Tln geschaltet, so wird im Informationsblock der Zeiger auf das Auflegereignis mit der Kennung 1 gesetzt, und der Zeitpunkt aus dem augenblicklichen Zeitpunkt und der eingetragenen re-lativen Zeit gebildet.

Für diese Ereignisse, die nicht in der zeitlichen Liste der Ereignisse stehen, wird eine eigene Liste geführt.

6.4.3 Rahmenorganisation

Die Rahmenorganisation hat folgende Aufgaben: /64/

- Umschalten der Phasen SIM und VERM
- Weiterleiten der Meldungen aus dem Simulator in den Eingabe-puffer des Überwachers.

Aufgrund obiger Aufgaben bietet es sich an, die ALS4 für die Rahmenorganisation zu wählen. ALS4 wird ja nach jedem Takt als erstes Programm aktiviert. Ist ALS4 mit der Kennung "Umweltsimulation" versehen, so führt es seine normalen Auf-gaben nur dann durch, wenn es sich und das System in den Zustand VERM versetzt hat.

Bild 6.12 zeigt das Ablaufgeschehen. Mit jedem Takt wird der Zähler SIMZEIT in ALS4 um 1 erhöht. Ist $SIMZEIT = T3 + 1 = 100$

so wird der Zähler auf 0 gesetzt (Zeitpunkt T_0), dies ent-spricht einer Gesamtdauer SIM+VERM von 1sec.

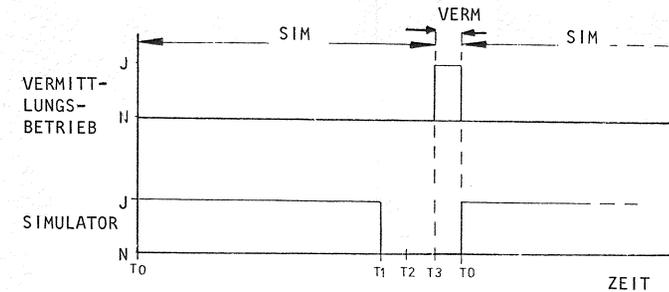


Bild 6.12: Simulationsphase SIM und Realzeitphase VERM bei Echtzeitsimulation mit einem Rechner

Die Aufgaben zu den einzelnen Zeitpunkten sind:

Zeit T_0

- Aktivierung des Simulators
- Abbrechen des Vermittlungsbetriebes. D.h. falls ALS7 nicht im Zustand "Warten auf Bedienung" ist (wenn noch Meldungen in der EWS sind) muss ALS7 zur Vermeidung eines Aktivwerdens in der Simulationsphase durch den Überwacheraufruf "Unterbrechen" unterbrochen werden.

Zeit $T_2 = T_3 - 10\text{msec}$

- Umspeichern der vom Simulator erzeugten Meldungen in den Eingabepuffer EPU des Überwachers. (Damit wird ALS7 in der nächsten TBR durch den Überwacher aktiviert.)

Zeit $T_3 = T_0 - 10\text{msec}$

- Fortsetzen des unterbrochenen Vermittlungsbetriebes. D.h wenn ALS7 bei T_0 abgebrochen wurde, muss es jetzt mit dem Überwacheraufruf "Fortsetzen" wieder in den Zustand "Bereit" gesetzt werden.
- Durchführen der normalen Aufgaben der ALS4.

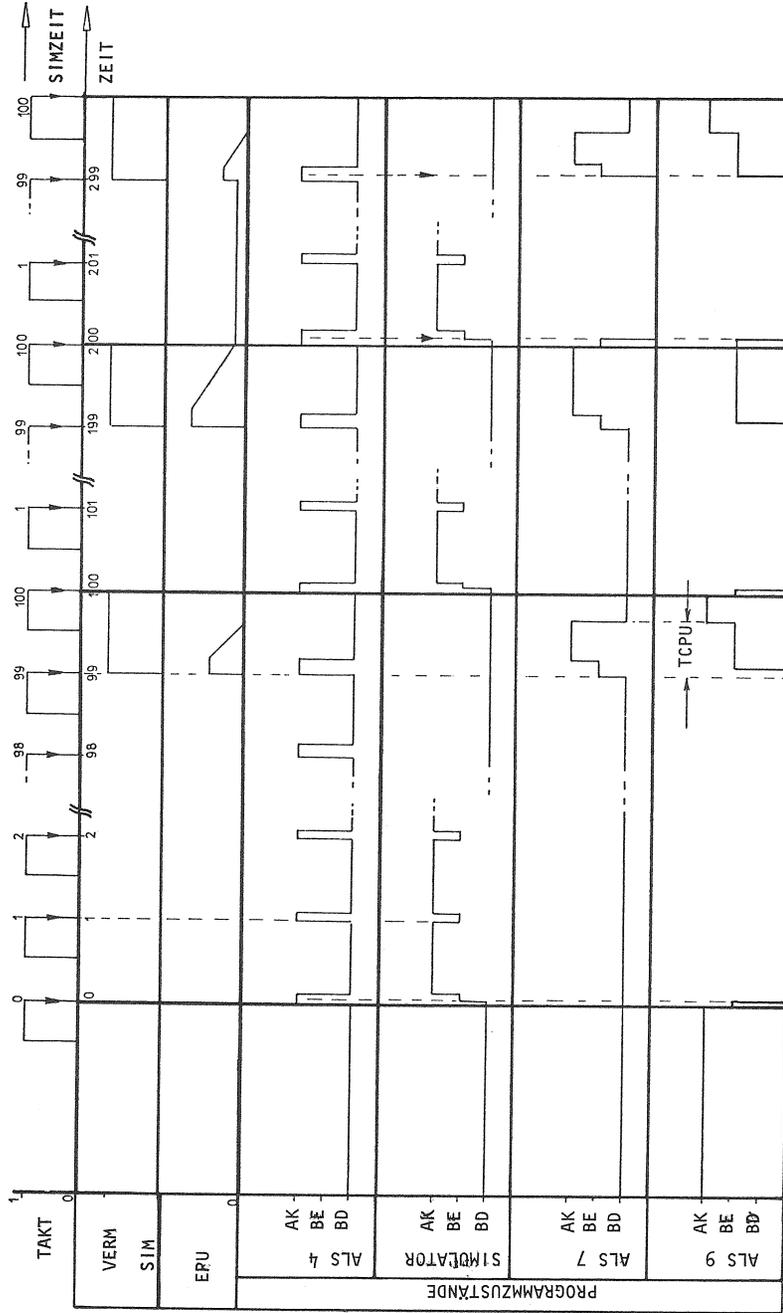


Bild 6.13: Programmzustandsdiagramm für die ersten 3 Betriebsphasen bei Echtzeit-Umweltsimulation (Betriebsystem-Phasen sind nicht berücksichtigt)

Zeit	SIMZEIT	BEMERKUNG
0	0	Nach der TBR (im Zustandsdiagramm nicht berücksichtigt) startet ALS4. Da die erste Simulationsphase beginnt, wird ALS9 unterbrochen und der Simulator aktiviert(Bereit). Nach dem Übergang von ALS4 von "Aktiv" in "warten auf Bedienung" wird der Simulator aktiv.
1	1	Die TBR aktiviert wie bei jeder Taktunterbrechung ALS4. Nachdem der Zähler SIMZEIT um 1 erhöht wurde wird der durch den Takt unterbrochene Simulator durch den Überwacher fortgesetzt.
2-97	2-97	wie bei Zeit=1
98	98	Der Simulator hat alle Meldungen erzeugt und ist im Zustand "Warten auf Bedienung". Die ALS4 speichert alle Meldungen in den EPU um.
99	99	Beginn der Realzeit-Phase. Da jetzt Meldungen im EPU stehen füllt die TBR die EWS und aktiviert ALS7 (Bereit). ALS4 bringt mit dem Überwacheraufruf "Fortsetzen" ALS9 in den Zustand "Bereit" und bearbeitet wie bei normalem Realbetrieb die Aktivierungslisten.
100	100	Die Vermittlungsphase ist zu Ende, ALS4 setzt den Zähler SIMZEIT auf 0, und deaktiviert ALS9 durch "Unterbrechen". Der Simulator wird aktiviert.
101 199	1-99	Wie bei Zeit=1 bis Zeit=99
200	100	Nach Ende der Vermittlungsphase stehen noch Meldungen in der EWS. Für die neue Simulationsphase SIM muss ALS7 wie ALS9 deaktiviert werden.
201 298	1-98	Wie bei Zeit=1 bis Zeit=98
299	99	Ausser ALS9 muss auch ALS7 für diese Realzeitphase wieder aktiviert werden, da beide bei Zeit=200 durch den Überwacheraufruf "Unterbrechen" unterbrochen wurden.

Bild 6.14: Beschreibung des Zustandsdiagramms in Bild 6.13

Es soll nun anhand von Bild 6.13 das Zusammenspiel zwischen ALS4,ALS7 und ALS9 und des Simulators für 3 Phasendurchläufe (SIM+VERM) gezeigt werden.

Die folgende Tabelle Bild 6.14 beschreibt die Operationen zu verschiedenen Zeitpunkten. Dabei ist angenommen, dass der Simulator in der Prioritätsebene 6 läuft.

7. Realisierungsmöglichkeiten für zusätzliche Leistungs- und Betriebsmerkmale

7.1 Allgemeines

In den vorangegangenen Kapiteln wurde spezielle Leistungs- und Betriebsmerkmale von der verkehrstheoretischen Seite (Kap.5) und von der Realisierung (Kap.6) her betrachtet.

In diesem Kapitel sollen drei zusätzliche Merkmale

- Kurzwahl
- Wählzeichenzwischenspeicherung
- Warten vor belegten Bündeln (Camp on Busy)

bezüglich ihrer Realisierung im System PCMV betrachtet werden.

7.2 Kurzwahl und Wählzeichenzwischenspeicherung

7.2.1 Allgemeines

Wie die Untersuchungen in Kap. 5 gezeigt haben, kann die Belastung des VR durch Wählzeichenzwischenspeicherung wie auch Kurzwahl gesenkt werden. Um diese Verfahren im System PCMV realisieren zu können, sind einige Änderungen in der Betriebsweise des Systems notwendig.

7.2.2. Wählzeichenzwischenspeicherung

7.2.2.1 Aufbau von Rufnummern

Rufnummern können grundsätzlich folgende Teile umfassen /69/, Bild 7.1.

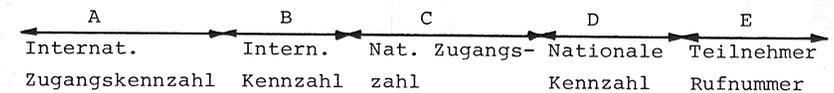


Bild 7.1: Aufbau von Rufnummern

Hieraus ergibt sich, dass die Rufnummer bei VSt-Internverkehr den Teil E, bei VSt-Externverkehr den Teil E und bei

Fernverkehr national die Teile C D E,

" international die Teile A B D E umfasst.

Bei VSt- Intern/Externverkehr ist zu beachten, dass in der Regel ein oder 2 Ziffern am Anfang die Vermittlungsstelle kennzeichnen. Für die Zwischenspeicherung ergeben sich also folgende Möglichkeiten:

VSt-Internverkehr

Im allgemeinen ist die Zahl der Ziffern in einem Ortsnetz konstant. Eine Ausnahme bilden hierbei Nebenstellenanlagen, bei denen die Rufnummer kürzer (Vermittlungsplatz) oder durch die Durchwahlmöglichkeit auch länger sein kann. Es können also nur so viele Ziffern (x Ziffern) zwischengespeichert werden, wie der kürzesten Rufnummer entspricht.

VSt-Externverkehr

Es können 1-2 Ziffern am Anfang der Ziffernfolge liegen, die die Ziel-Ortsvermittlungsstelle kennzeichnen. Es werden also zunächst diese Ziffern in der Abgangsvermittlungsstelle gespeichert und ausgewertet, anschliessend werden die restlichen Ziffern zwischengespeichert. Bezüglich der Zahl (y) der von den restlichen Ziffern der Rufnummer noch zwischenspeicherbaren Ziffern, gilt das gleiche wie bei Internverkehr.

Fernverkehr

Hier muss die erste Ziffer auf 0 geprüft werden, um Fernverkehr zu erkennen. In diesem Fall ist eine Zwischenspeicherung der nachfolgenden Ziffern nicht sinnvoll, es sei denn die abgehende OVSt hätte eigene Querwege zu anderen Ortsnetzen. Dasselbe Überlegung gilt für Auslandsverkehr.

7.2.2.2 Zwischenspeicherung im System PCMV

Die Zwischenspeicherung wird in der KAS vorgenommen. Hierzu prüft die KAS die ihr vom Konzentrador gesandten Wählziffern entsprechend Bild 7.2.

Bei der ersten Ziffer wird geprüft, ob sie gleich 0 ist. Wenn ja wird sie und alle folgenden direkt an den VR weitergeleitet. Ist sie ungleich 0 wird die Marke 1 gesetzt. Dies bedeutet, dass die Wählzeichen vorläufig zwischengespeichert werden.

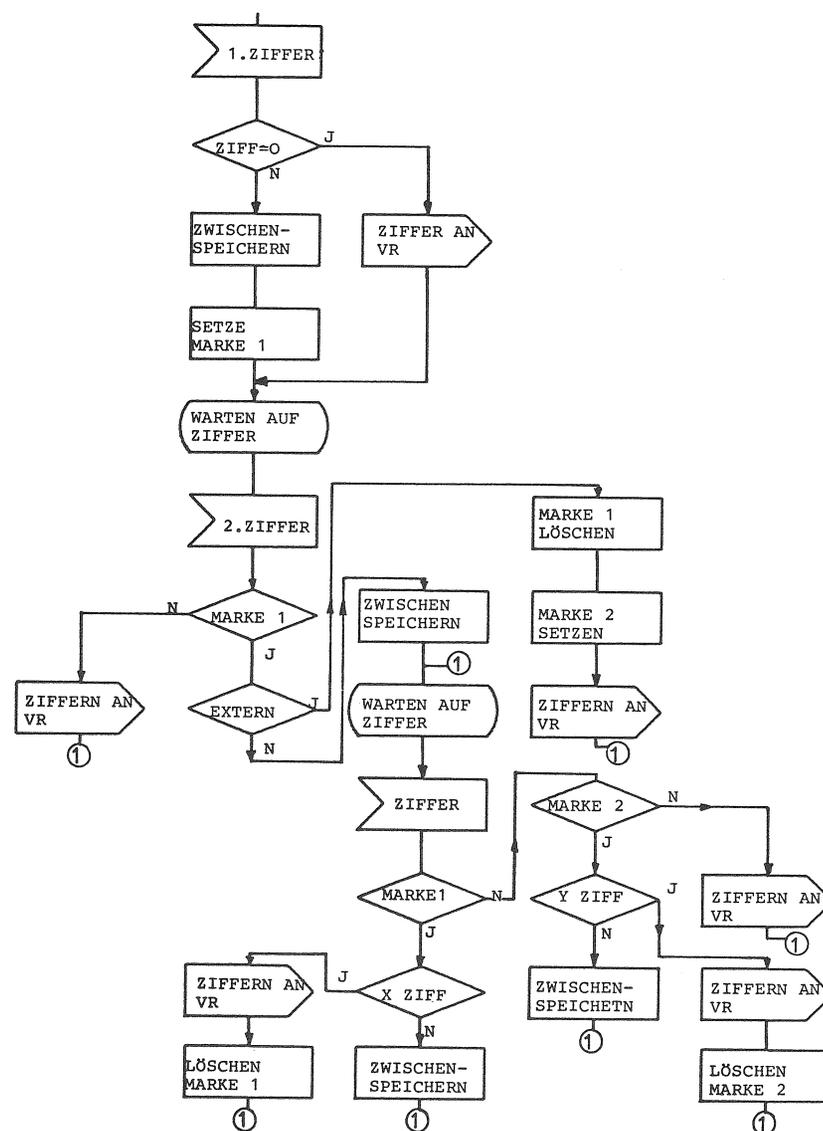


Bild 7.2: Ablaufdiagramm Wählzeichenzwischenspeicherung in KAS

Bei der zweiten Ziffer wird geprüft, ob Marke 1 gesetzt ist. Ist dies nicht der Fall muss die Wählziffer direkt an den VR gesandt werden. Die 2. Ziffer wird zusammen mit der ersten zur Abprüfung auf Externverkehr benutzt. Trifft Externverkehr zu, wird statt Marke 1 Marke 2 gesetzt und die bisherigen Ziffern an den VR gesandt.

Ist bei der dritten und folgenden Ziffer Marke 1 gesetzt, so werden die Ziffern erst nach x eingetroffenen Ziffern an den VR, bei Marke 2 nach y eingetroffenen Ziffern an den VR gesandt.

Ist keine Marke gesetzt, so wird jede Wählziffer direkt an den VR übergeben.

7.2.3 Kurzwahl

7.2.3.1 Einrichtung von Kurzzurufnummern

In fast allen Vermittlungssystemen läuft dieser Vorgang in ähnlicher Weise ab, wie im System PCMV. Die komplette Ziffernfolge zur Einrichtung einer Kurzzuruf-Langrufnummer-Zuordnung ist:

SZ1 CODE SZ1 KURZNUMMER SZ1 LANGRUFNUMMER SZ1

Mit Hilfe der Sondertaste 1 ("*",SZ1) wird dem Vermittlungssystem angezeigt, dass ein besonderer Dienst gewünscht wird. Der darauf folgende Code spezifiziert die Art des Dienstes. Die Sondertaste 1 dient auch zum Trennen der Eingaben. Dem Tln wird durch einen Hörton signalisiert, dass das Vermittlungssystem bereit ist, die weiteren Eingaben aufzunehmen. Dies bedeutet für den Tln auch, dass er berechtigt ist, Kurznummer einzurichten. Im anderen Fall erfolgt Belegton. Nach Empfang des Tones wird die Kurzzurufnummernzuordnung eingegeben..

7.2.3.2 Aufruf von Kurzzurufnummern

Der Aufruf der Kurzzurufnummern erfolgt in einer speziellen, ziffernsparenden Weise. Die Sondertaste 2 ("#",SZ2) ist exklusiv für den Aufruf von Kurzzurufnummern reserviert. Nach Erhalt des Wähltones

wird folgende Zeichenfolge eingegeben

SZ2 KURZNUMMER.

Fehler der Tln, wie z.B. keine Berechtigung für Kurzwahl oder Aufruf einer Kurznummer, zu der keine Langrufnummer gespeichert ist, werden dem Tln durch einen speziellen Hörton angezeigt. Bei konstanter Kurzzurufnummernlänge ist das Ende des Wahlvorganges eindeutig feststellbar.

7.2.3.3 Möglichkeiten für Kurzwahl

Es werden drei Möglichkeiten betrachtet:

Möglichkeit 1:

Die heute übliche Realisierung entspricht dem bisher geschilderten. Die Kurznummer- Langrufnummern Zuordnung wird im Vermittlungssystem gespeichert. Der Tln gibt mit Hilfe seiner 12 Tasten die entsprechende Kurznummer ein. Dafür muss der Tln mit dem Vermittlungssystem 2-3 Ziffern austauschen. D.h. der Aufwand an einzugebenden Ziffern wird erst bei Rufnummern mit mehr als 2-3 Ziffern durch die Kurzwahl geringer.

Möglichkeit 2:

Die Kurznummer- Langrufnummer Zuordnungen werden im Tln-Apparat gespeichert, und können durch Tastendruck aufgerufen werden. Aus der Sicht des Vermittlungssystems erfolgt die Wahl wie üblich mit einer Langrufnummer.

Diese Realisierung gibt es schon heute in Form von Wählautomaten. Der Vorteil ist, dass keine Änderungen oder Ergänzungen am Vermittlungssystem notwendig sind, der Nachteil, dass alle Vorteile, die die Kurzwahl für das Vermittlungssystem verspricht, natürlich nicht vorhanden sind. Die Vorteile für den Tln sind natürlich vorhanden.

Möglichkeit 3:

Eine Kombination aus Möglichkeit 1 und 2. Dem Tln werden im Tln-Apparat z.B. zusätzlich 10 Tasten zur Verfügung gestellt, die freizügig beschriftet werden können. Die Tasten sind von 1 bis 10 numeriert. Wie in Möglichkeit 1 werden die Kurznummer- Langrufnummer Zuordnung im Vermittlungssystem gespeichert. Der

Aufruf einer Kurznummer erfolgt aus der Sicht des Vermittlungssystems wie unter 7.2.3.2 beschrieben. Der Tln muss hierzu aber nur die entsprechende Taste seines zusätzlichen Tastenblocks drücken. Mit einem eingebauten Generator wird dann die zugehörige Zeichenfolge erzeugt. Dieses Erzeugen erfolgt gleichzeitig mit der maximal möglichen und zulässigen Geschwindigkeit, sodass die Wählzeiten sehr kurz werden. Die Vorteile unter Möglichkeit 2 gelten für den Tln auch hier.

Möglichkeit 3 scheint die günstigste Möglichkeit zu sein, die eine einfache Handhabung mit den Vorteilen der Kurzwahl für das Vermittlungssystem verbindet. Hierbei muss die Kurzruf-Langrufnummernzuordnung im Vermittlungssystem gespeichert werden.

7.2.3.4 Vorschlag für die wirtschaftliche Lösung der Speicherung der Kurzrufnummer-Langrufnummerzuordnung

Damit das Verfahren der Kurzwahl sinnvoll anwendbar ist, muss eine kostengünstige Lösung für die Speicherung der Kurzruf-Langrufnummernzuordnung im Vermittlungssystem gefunden werden, die gleichzeitig einen genügend schnellen Zugriff erlaubt.

Eine grobe Abschätzung liefert folgende Zahlen für das System PCMV. 8000 Tln mit je 10 Kurzrufnummern à 14 Ziffern benötigen bei binär codierter Speicherung $8000 \times 10 \times 14 \times 4 \text{ bit} = 4,27 \text{ Mbit}$.

Dies ist ein oberer Grenzwert, da nicht alle Tln von der Kurzwahl Gebrauch machen werden, der tatsächliche Wert wird also sicher deutlich darunter liegen. Trotzdem ist klar, dass diese Listen wirtschaftlich nicht im ASP des Vermittlungsrechners untergebracht werden können. Als Speichermöglichkeiten sind daher Magnetplatten, Floppy Disks und Massenhaltbleiterspeicher zu nennen.

Aus Gründen der Zuverlässigkeit werden mechanisch bewegte Systeme wie Plattenspeicher oder Floppy Disk nicht gerne benutzt.

Auf dem Gebiet der Halbleiterspeicher stehen für Massenspeicheranwendungen, insbesondere mit Blick auf die Zukunft, vor allem "Ladungsgekoppelte" Speicher (CCD=Charge Coupled Devices) und "Magnetblasenspeicher" (Bubble) zur Verfügung.

Der Bubble Speicher hat gegenüber dem CCD-Speicher insbesondere den Vorteil, dass bei Ausfall der Versorgungsspannung die Infor-

mation erhalten bleibt. Es gibt daher schon eine ganze Reihe Überlegungen, den Bubble-Speicher in Vermittlungssystemen einzusetzen /70-72/.

Als ein Beispiel werde hier der Texas Instrument Bubble der Serie TBMO100 betrachtet /73/. Seine hier interessierenden Daten sind
92 kbit Speicherkapazität
50 kbit/sec Datenrate
4 ms mittlere Zugriffszeit.

Diese Daten lassen einen solchen Speicher für die Anwendung als Kurzruf-Langrufnummernspeicher durchaus als geeignet erscheinen.

7.2.3.5 Listenorganisation

Um einen aufwandsparenden Zugriff zu den gespeicherten Daten zu haben, sollte zunächst die Kurzruf-Langrufnummernzuordnung eines Tln als Datenblock zur Verfügung stehen. Da aufgrund internationaler Empfehlungen die max. Ziffernlänge 12 Ziffern ist, wobei die internationale Zugangskennzahl noch hinzukommt, in Deutschland die 00, werden Rufnummernlängen mit 15 Ziffern angenommen. Der Datenblock sieht dann wie folgt aus (Bild 7.3).

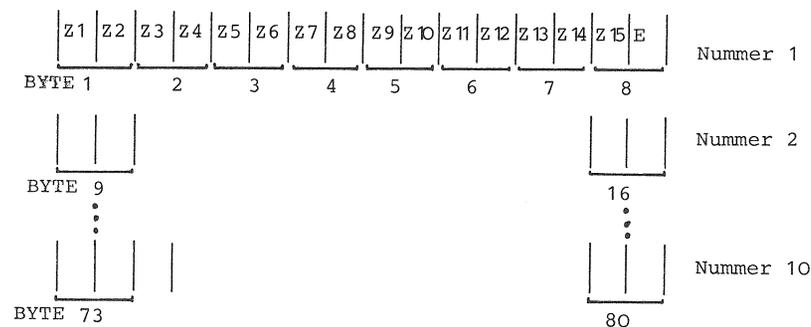


Bild 7.3: Datenblock für Langrufnummern
Z= Ziffern
E= Endeckrit.

Es wird dabei vorausgesetzt, dass nicht mehr als 10 Kurzrufnummern vergeben werden, und es wird immer der Platz für 10 Nummern à max. 15 Ziffern bereitgehalten. Ein nicht benützter Code zeigt

das Ende einer Ziffernfolge für kürzere Rufnummern an, ebenso nicht belegte Kurzzufnummern.

Der Datenblock sollte über KAS-Nr und POS-Nr. des Tln adressierbar sein. Da die POS-Nr für jede KAS bei 0 beginnen, ist eine Umsetzung in eine lineare Adressfolge notwendig:

KAS	POS	ADRESSE FÜR DATENBLOCK (ADDR)
0	0	0
0	1	1
0	511	511
1	0	512
1	511	1023

damit ist $ADDR = KAS-NR \times 512 + POS-NR$ zu berechnen.

7.2.3.6 Speicherorganisation und Realisierung im System PCMV

In /73/ ist ein Bubble-Speichersystem beschrieben, dessen Blockdiagramm Bild 7.4 zeigt.

Das Speichersystem besteht aus 8 Bubble-Speichern mit je 92 kbit Kapazität, sowie den notwendigen Ansteuerschaltungen, inclusive dem Steuerbaustein TMS 5502. Dieser ist für den Betrieb mit dem Mikroprozessor TMS 8080 ausgelegt. An den Mikroprozessor können mehrere solcher Speichersysteme angeschlossen werden. Der Steuerbaustein erlaubt den direkt adressierbaren Zugriff zu sog. "pages" mit 1-20 Byte Größe. Weiterhin kann er im sog. "multi-page mode" betrieben werden, in dem 1-1024 pages übertragen werden können. In diesem Fall setzt er nach jedem Byte einen Interrupt. Der Mikroprozessor kann alle externen Steuerfunktionen zum Ansteuern einer Speicherzelle übernehmen.

Das Ablaufgeschehen ist wie folgt :

a) Der Mikroprozessor erhält KAS-Nr und POS-Nr. Er errechnet sich daraus die Nummer der ersten page, die vom Datenblock des Tln belegt wird. Da eine page max. 20 Byte umfasst, sind pro Datenblock 4 pages notwendig. Da ein Speichersystem 92×8 kbit umfasst, = 92 kbyte = 4600 pages = 1150 Datenblöcke, müssen für 8000 Tln bis zu 8 Speichersysteme bereitgestellt werden. Der Mikroprozessor muss also zusätzlich das Speichersystem auswählen, in dem die gewünschte Information steht.

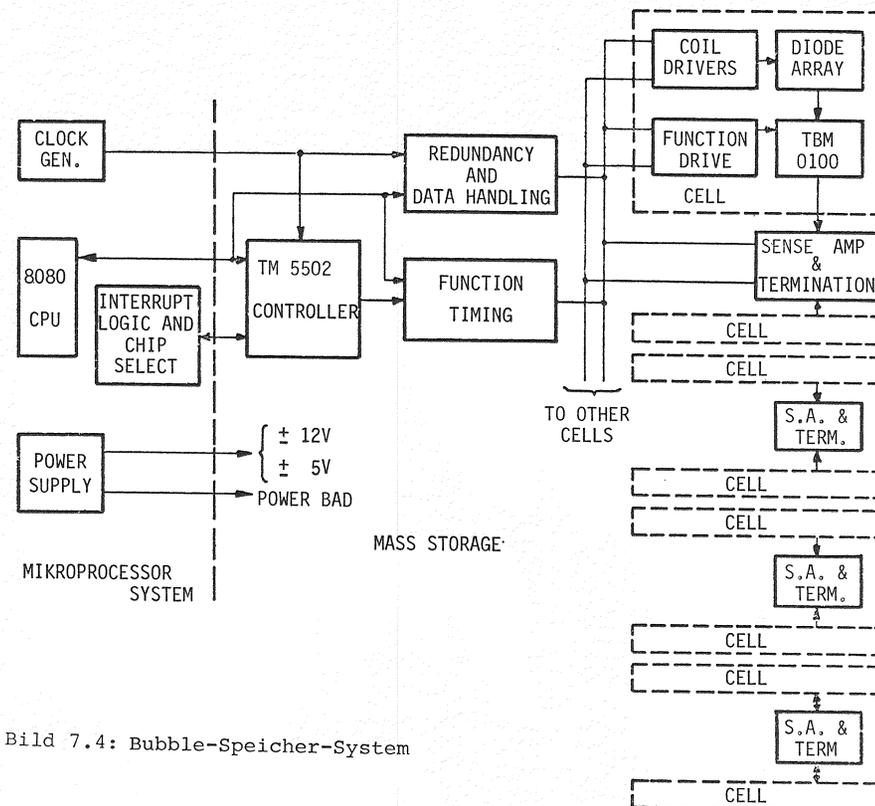


Bild 7.4: Bubble-Speicher-System

- b) Der Mikroprozessor lädt den Steuerbaustein des ausgewählten Speichersystems mit der ersten page-Nummer und der Zahl der pages und gibt das "Lese" Kommando.
- c) Der Steuerbaustein liest die entsprechende Information aus dem Bubble-Speicher und erzeugt einen Interrupt.
- d) Der Mikroprozessor übernimmt die Informationen und speichert sie zwischen bis sie komplett sind.

Der Anschluss dieses Systems an das Vermittlungssystem kann über das Kanalwerk in der gleichen Weise wie der Anschluss einer KAS erfolgen. Der Datentransfer erfolgt dann ebenfalls durch Meldungen und Befehle. Der Transfer wird überlappend zum Teilnehmergehen erfolgen, d.h. dass hier keine Wählzeichenzwischenspeicherung

in der KAS angewendet wird, sondern dass nach Eintreffen der Kennung Kurzwahl der Leseprozess für den Datenblock der Kurzwahl-Langrufnummern aktiviert wird, damit diese Informationen möglichst schon im ASP sind, wenn die Kurzwahlziffer eintrifft.

7.3 Camp on Busy

7.3.1 Allgemeines

Bisher wird das System bezüglich der Belegungsversuche von Z1 zwischen ZKF und AKT (B-Z1) wie ein reines Verlustsystem betrieben. D.h. wird nach Wahlende festgestellt, dass der A-Tln einen B-Tln wünscht der frei ist, und es gibt keine freie B-Z1 so geht der Rufversuch zu Verlust, d.h. der A-Tln erhält Belegtton.

Eine zweite Betriebsart ist, dass wenn der erste Versuch eine B-Z1 zu belegen nicht gelingt, diese Anforderung warten darf und in den Listen des Vermittlungsrechners geführt wird (Camp on Busy, siehe auch Kap. 5).

Diese Möglichkeit könnte allen Tln oder aber einer bestimmten Anzahl als besonderes Leistungsmerkmal zur Verfügung gestellt werden.

Hierbei sind folgende Probleme bzw. Eigenheiten zu sehen:

- Das Warten kann so erfolgen, dass der Tln keine Information darüber bekommt. Für ihn erscheint dies dann als eine Verlängerung des Ruftonverzuges.
- Das Warten erfolgt so, dass der Tln eine Ansage erhält, z.B. "Bitte Warten" . Diese wird zweckmässigerweise zyklisch wiederholt. Der Tln kann frei entscheiden, wie lange er warten will. Beendigung des Wartens durch Auflegen. Die Ansage soll eine möglichst grosse Geduldsdauer erzeugen, denn ein Tln der auf das Freiwerden seiner Leitung wartet, erzeugt keine Anrufversuche was in Überlastsituationen , in denen natürlich verstärkt das Warten auftritt, günstig ist.
- Dieses Verfahren kann natürlich dazu führen, dass im Falle eines Wartens mit Abbruch durch den Tln die Belegungsdauer der Z1 grösser ist, als wenn der Tln sofort Belegtton bekommen hätte.

Dies muss nicht nur negativ bewertet werden, denn der Vorteil liegt in einer ereignislosen Belegung, die im System PCMV bei Überlast wünschenswert ist.

- Unter der Annahme, dass ein Tln im Falle des Misserfolges seinen Rufversuch wiederholt, nimmt im Falle des Wartens die Zahl der nutzlosen Ereignisse pro erfolgreicher Verbindungsversuch ab, auch das entlastet die Steuerung.
- Das Warten bewirkt, dass eine freie Z1 schnellstmöglich wieder belegt wird, und zwar gesprächsbelegt, was zu einer guten Auslastung führt.
- Voraussetzung ist, dass eine Priorität eingeführt wird. Wartende Belegungswünsche für B-Z1 müssen vor Belegungswünschen durch A-Rufe bearbeitet werden.

Interessant ist dieses Warten natürlich nur, wenn die mittleren Wartezeiten im Rahmen der Geduldsdauer der Tln liegen. Diese mittleren Wartezeiten sowie deren Verteilungsfunktion wurden in Kap.5 untersucht. Im nachfolgenden soll die Realisierungsmöglichkeit im System PCMV untersucht werden.

7.3.2 Struktur und Betriebsweise im System PCMV

7.3.2.1 Warteliste

Aufgrund der Wartemöglichkeit muss eine Warteliste eingeführt werden. Tln die aufgrund "B-Z1 belegt" warten, werden in diese Warteliste eingetragen. Gleichzeitig zeigt ein spezieller, zusätzlicher ZUSP-Code (siehe Anhang A 1.3) das Warten an. Aufgrund der Organisation der ZUSP, kann die Warteliste in den ZUSP selbst gelegt werden. Die Kennung 2049 im ZUSP zeigt an, dass der Tln wartet. Aufgrund der gleichen Länge aller ZUSP, sind die Zellen für den ZUSP-Code äquidistant voneinander entfernt, und können daher leicht adressiert werden. Es ergibt sich folgende Form (Bild 7.5).

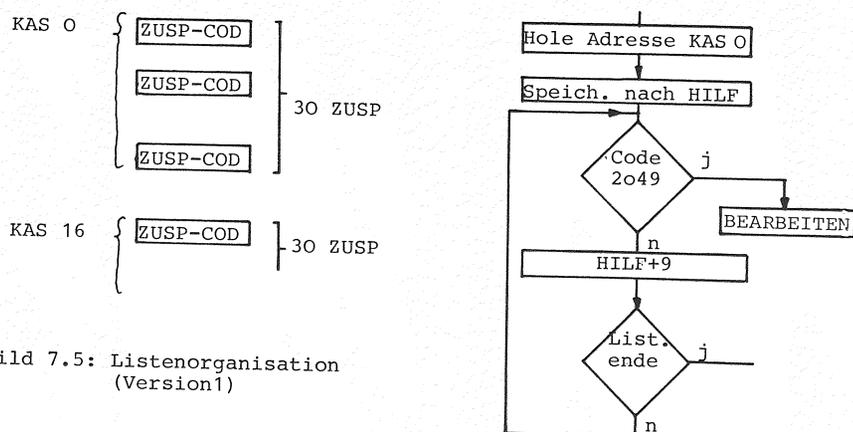


Bild 7.5: Listenorganisation (Version1)

Dieses Verfahren ist sehr zeitaufwendig, da bei jedem Freiwerden einer Zl alle ZUSP durchsucht werden müssen. Des weiteren muss bei jedem Wartenden erst geprüft werden, ob er eine Zl in dem betrachteten Bündel (in dem die freigewordene Zl war) sucht. Es wird daher eine Organisationsform gesucht, die zwar mehr Speicher kosten kann, dafür aber einen schnelleren Suchvorgang erlaubt. Hierbei ist zu berücksichtigen, dass im Regelfalle (z.B. normale Belastung der Zl) selten ein wartender Ruf da sein wird. D. h. die Abprüfung ob ein Ruf wartet, sollte schneller geschehen können, als eine Listenoperation für einen wartenden Ruf.

Schneller geht es daher mit folgender Organisationsform. Es wird eine Liste zur Verfügung gestellt, in der nur die ZUSP eingetragen sind, die den Code 2049 tragen. Diese Liste wird so geführt, dass sie zwei zusätzliche Informationen enthält:

- Die Nummer der KAS zu der der B-Rufversuch geht, also die Kennung für das Bündel in dem eine Zl belegt werden soll
- Die Zeit des Eintrages in die Liste um eine FIFO Organisation für die Abarbeitung der wartenden Rufe zu ermöglichen. (Jeweils getrennt für jede KAS).

Da beim Freiwerden einer Zl bekannt ist, um welche KAS es sich handelt, wäre es zweckmässig, die wartenden Rufe nach den KAS getrennt zu haben. Dies würde bei jedem Eintrag in die Warteliste eine Umordnung erfordern, falls man nicht getrennte Listen pro KAS hat. Der Nachteil der getrennten Listen allerdings wäre,

dass kein Ausgleich der Warteplätze möglich wäre. Bild 7.6 zeigt eine mögliche Organisationsform.

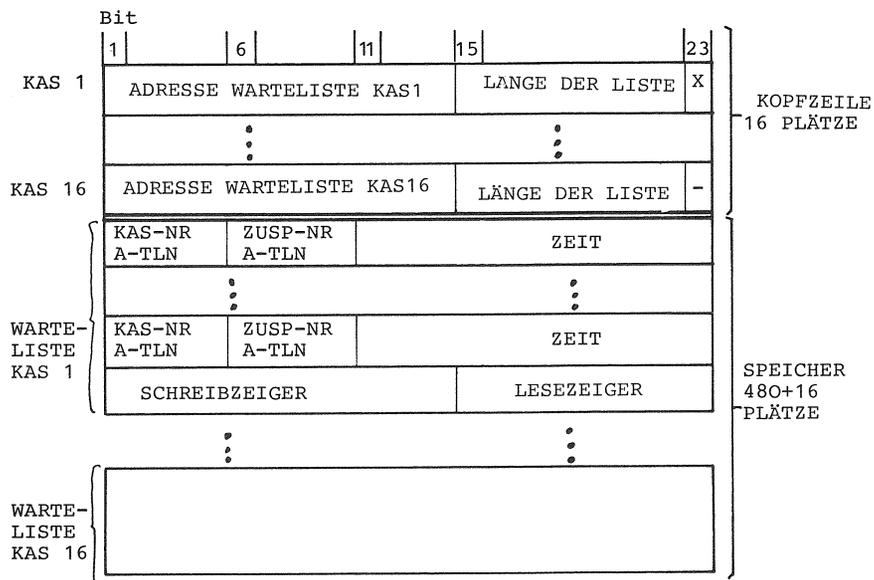
Bit				Bit			
1	6	11	16 24	1	6	11	16 24
KAS-NR	ZUSP-NR	KAS-NR	ZEIT	KAS-NR	ZUSP-NR	KAS-NR	ZEIT
A-TLN	A-TLN	B-TLN		A-TLN	A-TLN	B-TLN	
4	5	1	4	4	5	1	4
3	2	1	2	3	2	1	2
5	1	2	1	4	6	1	5
6	2	2	2	5	1	2	1
				6	2	2	2

Bild 7.6: Listenorganisation (Version 2)

Die Zeit wird in relativen Einheiten modulo 480 (= Zahl der Zl mal Zahl der KAS = Zahl max. wartender Rufe) je KAS angegeben.

Auch diese Organisationsform ist noch verbesserungsfähig. (Bild 7.7). Hierzu werden die Listen erweitert. Es wird pro KAS in einer Zelle ein Bit gesetzt (Bit 24), wenn mindestens 1 Ruf für diese KAS wartet. In dieser Zelle ist der Beginn der Warteliste für die KAS eingetragen. Der gesamte Wartelistenbereich wird zunächst gleichmässig auf alle KAS aufgeteilt. Sind mehr Wartende für eine bestimmte KAS einzutragen, so wird der Bereich dieser KAS durch Verschieben der gespeicherten Information erweitert. Die Anfangsadressen der Wartebereiche in den Kopfzeilen werden berichtigt.

Vorteil ist dabei, dass schnell festgestellt werden kann, ob überhaupt ein Ruf wartet, und dass ein Ausgleich der Warteplätze zwischen den verschiedenen KAS möglich ist. Individuelle Schreiblesezeiger je KAS erlauben eine einfache Organisationsform. Der Zeitbereich dient zum Eintrag des Beginns der Wartezeit um eine Zeitüberwachung der Wartezeiten zu ermöglichen



X für diese KAS wartet ein Ruf

Bild 7.7 Listenorganisation (Version3)

7.3.2.2 Ablaufgeschehen

Das bisher geschilderte Verfahren setzt voraus, dass es eine zentrale Information über die Zahl belegter Zl pro KAS gibt, und dass freiwerdende Zl mit Priorität von wartenden Rufen belegt werden können.

Beide Voraussetzungen sind im System PCMV derzeit nicht erfüllt. Eine Lösung für obiges Problem wäre, alle Zl vom VR zuteilen zu lassen. Damit würden aber die Vorteile der automatischen Lastbegrenzung durch Abblocken von Rufen in der KAS nicht mehr möglich. Es bietet sich daher folgendes Verfahren an. Die Zuteilung von A-Zl an Teilnehmer erfolgt nach wie vor in der KAS aber die Belegungsähler werden im VR geführt. Hierfür kann der DMA-Kanal des Kanalwerkes benützt werden. Die Zuteilung für B-Zl erfolgt nach wie vor durch den VR. Es muss nun dafür gesorgt werden, dass nicht wie bisher eine freiwerdende Zl durch Auflegen eines Tln

sofort von der KAS wieder neu vergeben werden darf, ehe der VR geprüft hat, ob ein Ruf wartet. Es muss hierbei zwischen Freiwerden von A-Zl und B-Zl unterschieden werden.

- B-Zl: Freigabe erfolgt wie bisher durch den VR. Ehe der Zl-Belegungsähler um 1 erniedrigt wird, und damit die freigegebene Zl zur Wiederbelegung freigegeben wird, wird geprüft, ob ein Ruf wartet. Dieser kann dann die Zl belegen.
- A-Zl: Die KAS gibt die Zl autonom frei und erniedrigt den Zl-Belegungsähler im VR um 1. Gleichzeitig wird ein der KAS zugeordneter Semaphor gesetzt. (P-Operation /40/). Dieses Setzen bewirkt zweierlei. Zum einen wird der KAS der Zugriff zum Zl-Belegungsähler verwehrt, zum anderen dient das Setzen als Kennung, dass eine Zl frei wurde und dass abgeprüft werden soll, ob ein Ruf für die KAS, in der gerade die Zl frei wurde, wartet. Dieses Abprüfen erfolgt in der ALS 4 mit jedem Takt. ALS 4 erhöht entweder den Zl-Belegungsähler (reserviert sich also die Zl) und gibt den Zl-Belegungsähler durch Löschen des Semaphor frei (V-Operation), oder gibt nur den Semaphor frei, wenn kein Ruf wartet.

Die eigentliche Bearbeitung des wartenden Rufes für eine B-Zl inklusive der tatsächlichen Belegung, erfolgt erst, wenn die Auflegemeldung des A-Tln, der die Zl frei gab, vom VR bearbeitet wurde.

Die hier geschilderte Verfahrensweise erlaubt es, die Möglichkeit des Wartens mit geringem Aufwand an Programmlänge, Speicherplatz und Programmlaufzeit zu realisieren.

8. Zusammenfassung

Die vorliegende Arbeit befasste sich mit den Eigenschaften der Steuerung eines rechnergesteuerten Vermittlungssystems.

Es erfolgte zuerst ein Überblick über Steuerungsstrukturen, wobei der Fall einer stark zentralisierten Steuerung und einer mehr dezentralen Steuerung mit autonomen Teilsystemen betrachtet wurde.

Hieraus folgte die Grobstruktur eines Vermittlungssystems mit autonomen Teilsystemen.

Eine hierauf basierende Realisierung eines experimentellen Vermittlungssystems (System PCMV) wurde beschrieben.

Die Verkehrseigenschaften der Steuerung eines derartigen Systems unter Normal- und Überlastbedingungen und bei verschiedenen neuen Betriebs- und Leistungsmerkmalen wurden untersucht.

Für diese Untersuchungen wurde ein Modell des Systems PCMV entwickelt und mit Hilfe der Simulation untersucht. Ferner wurde das für die Simulation notwendige Modell für das Tln-Verhalten beschrieben.

Die abschliessenden Kapitel beschrieben die notwendigen Erweiterungen der Steuerungssoftware für die neuen Betriebs- und Leistungsmerkmale. Sie erläuterten die Realisierungsmöglichkeiten für die speziellen Betriebsweisen Kurzwahl, Wählzeichenzwischenspeicherung in der Peripherie und camp on busy im System PCMV.

ANHANG A:

A1 Tabellen, Listen und Bilder

A1.1 Tabelle der Eigenschaften einiger Vermittlungssysteme

Die folgende Tabelle, zusammengestellt aus /74/, gibt einen Überblick über die Eigenschaften einiger in der Welt eingesetzter bzw. in der Erprobung befindlicher, rechnergesteuerter Vermittlungssysteme

SYSTEM	HERSTELLER	TLN-LTG	VERBIND.LTG	VERKEHRS- WERT	RUFE PRO HAUPT- VERKEHRSSTUNDE	
No 1A ESS	Western Electric	10000-130000	bis 30000	10000 Erlang	180000	ANALOG
D-10	NTT	180000	16000	9000 Erlang	370000	
EWS	Siemens	bis 100000	-	5200 Erlang	220000	
AKE	Ericsson	-	60000	24000 Erlang	700000	
PRX	Philips	40000	4000	2700 Erlang	100000	
2 EAX	GTE	65000		6000 Erlang	200000	
10 CN	ITT	60000	-	6000 Erlang	200000	
E 10	CIT Alcatel	10000	3000	1250 Erlang	54000	DIGITAL
PRX	Philips	100000	15000	10000 Erlang	360000	
No 4 ESS	Western Electric	-	107000	47000 Erlang	350000	
3 EAX	GTE	-	61000	27000 Erlang	700000	
12R	ITT	100-6000	120-2400	5-1000 Erl	40000	
12T	ITT	-	500-50000	200-20000 Erl	600000	

A1.4 Wählzeichenaufnahmespeicher /75/

BIT	1	4	8	9	12	13	14	16	20	21	22	23	24		
	1.	2.	3.	4.	5.	6.									
	7.	8.		10.	11.	12.									
	13.	14.		16.	17.	18.									
ZUSP A															
M Z I															
MSZ							M12	M11				MNGS	MBD	MF	MAS
ZELLE Z															
MA	MWE							MZIMAX						MRUL	MN

Definition der Kennungen im WZASP

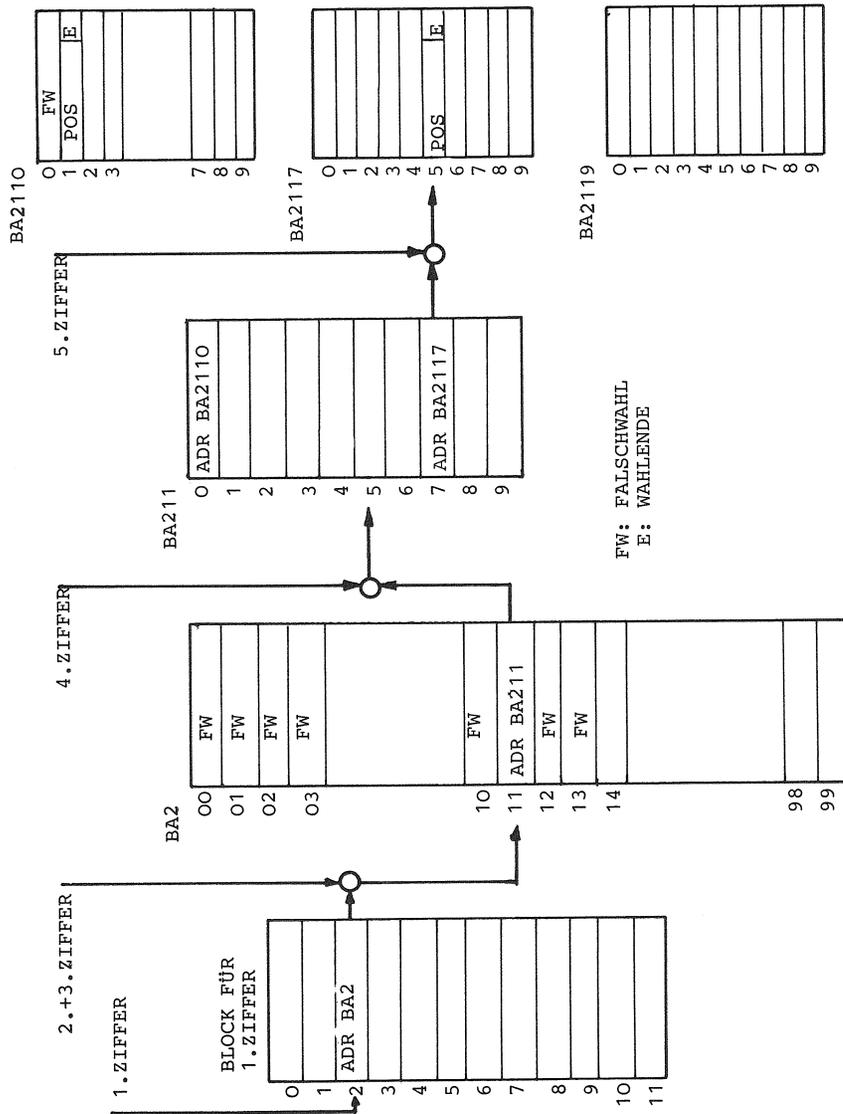
- MZI Zahl der vom Umwerteprogramm ausgewerteten Ziffern
- MSZ Facility Aufruf
- M11 Letzte Ziffer war Sonderziffer 1
- M12 Letzte Ziffer war Sonderziffer 2
- MNGS Nachfolgende Wählziffern müssen sofort zur entfernten Vst gesandt werden
- MBD Besondere Dienste
- MF Gehender Fernverkehr
- MAS Gehender Externverkehr
- MA Weitere, nicht ausgewertet Ziffern sind noch im WZASP gespeichert
- MWE Wahlende bei Externverkehr, oder Falschwahl oder B-Tln gesperrt
- MZIMAX Zahl der gespeicherten Ziffern, wenn MA wahr ist
- MRUL Rufumlenkung
- MN Nachwahl
- Zelle Z Hilfszelle

A1.5 Befehle und Meldungen der Signalisierungseinrichtung SIG

CODE	BEDEUTUNG	VON	NACH
64	Wählziffern	A	B
65	Verbindungsaufbau in B-Vst nicht möglich	B	A
66	Verbindungswunsch (Belege ZLG + WZASP)	A	B
67	Wahlende	B	A
68	Verbindung in A-Vst abgebaut	A	B
69	Gesprächsbeginn	B	A
71	ZL und WZASP belegt (Quittung auf 66)	B	A
72	A-Tln hat aufgelegt	A	B
73	Verbindungsabbau (B-Tln hat aufgelegt)	B	A

A1.6 Umwertelisten /76/

Eingetragen ist als Beispiel die Umwertung der Rufnummer 21175.



A1.7 Meldungen und Befehle des VR

Befehle:

CODE	BEDEUTUNG	EINHEIT
5	WZU sperren	KAS
6	Kaltstart	KAS
7	Zustand (TSFF) eines Tln Abfragen	KAS
9	Gebührenimpuls auf Zl schalten	KAS
10	Hörton abschalten	KAS
11	WZU an Zl anschalten	KAS
13	WZU nach Sperrung freigeben	KAS
14	Hörton (nach Angabe) an Zl schalten	KAS
15	WZU von Zl abschalten	KAS
17	Zl mit POS verbinden	KAS
26	POS von Zl trennen	KAS
41	Verbinde A-Zl und B-Zl	ZKF

Auswahl an Befehlen des VR für Internverkehr

Meldungen:

CODE	BEDEUTUNG	EINHEIT
0	A-Tln hat abgehoben	KAS
2	Wählziffern	KAS
3	B-Tln hat abgehoben	KAS
5	A-oder B-Tln hat aufgelegt	KAS
7	Antwort auf Zustandsabfrage	KAS
17	Gerufener Tln belegt	KAS
18	Zl mit POS verbunden	KAS
19	Zl mit POS nicht verbunden	KAS
27	WZU an Zl angeschaltet	KAS

Auswahl an Meldungen an den VR bei Internverkehr

A2 Beschreibungen

A2.1 Die Specification and Description Language (SDL)/77/

Die Specification and Description Language (SDL) ist eine vom CCITT in den Empfehlungen der Z-Serie genormte Spezifikations- und Beschreibungssprache.

Sie benutzt standardisierte Symbole, die nach bestimmten Regeln verknüpft werden dürfen.

SDL basiert auf folgenden Definitionen:

"SIGNAL" Ein Signal ist ein Datenfluss der Informationen einem Prozess zuführt. Ein "Externes" Signal wird hier so definiert, dass es ein Signal aus einer anderen als der betrachteten Einheit ist. Ein "Internes" Signal wird hier so definiert, dass es sich um ein Signal innerhalb der gleichen Einheit handelt.

"INPUTS" Ein Input ist ein eintreffendes Signal, das von einem Prozess erkannt wird. Intern und extern in der Bedeutung wie bei Signal.

"STATES" Ein State ist ein Zustand, in dem die Bearbeitung eines Prozesses unterbrochen wird um eine Eingabe zu erwarten.

"TRANSITION" Eine Transition ist eine Sequenz von Aktionen (Bearbeitungsphasen) beim Übergang eines Prozesses von einem State zu einem anderen aufgrund eines Input.

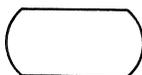
Ein Prozess kann entweder in einem Zustand (State) oder in einer Transition sein.

"OUTPUTS" Ein Output ist eine Operation in einer Transition, die ein Signal erzeugt, das seinerseits irgendwo als Input dient.

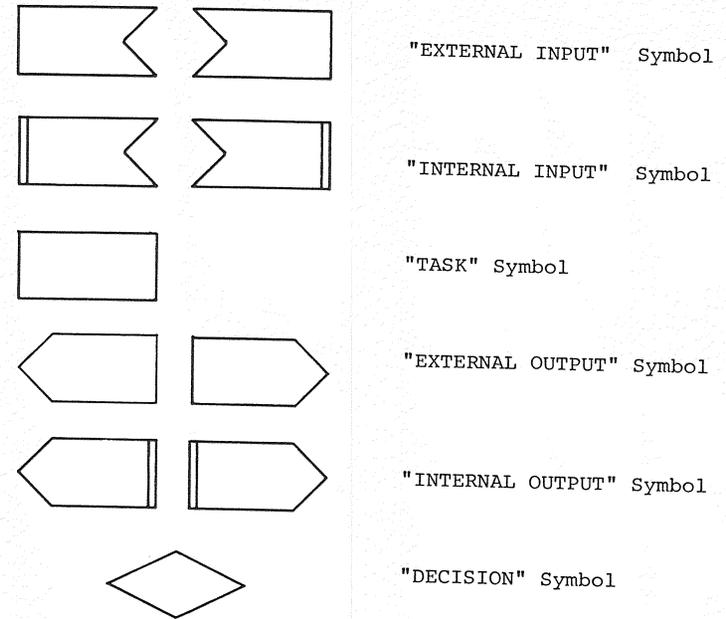
"Decisions" Eine Decision ist eine Operation innerhalb einer Transition, die eine Frage stellt, die zu diesem Zeitpunkt beantwortet werden kann, und wählt dann einen aus mehreren Wegen aus, um die Transition fortzusetzen.

"TASKS" Eine Task ist jede Operation in einer Transition, die weder eine Decision noch ein Output ist.

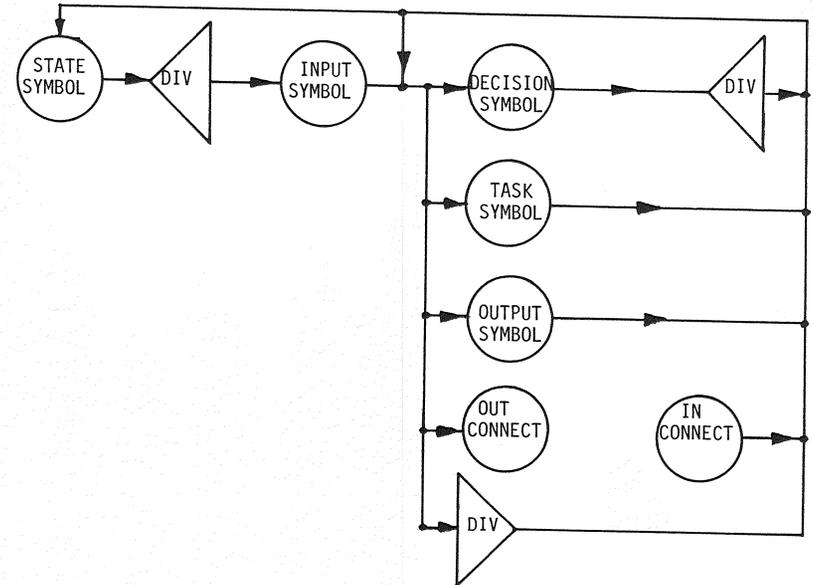
Es werden folgende Symbole benutzt:



"STATE" Symbol



Die Symbole dürfen in folgender Verkettung benutzt werden. Dabei zeigt der Pfeil die Verkettungsreihenfolgen.



Bit 16	Normalzustand	Privil. Zustand	Alarmzustand	Bit 18
0	relativ BAR 9	absolut	absolut	0
0	relativ BAR 9	relativ BAR 9	absolut	1
1	relativ BAR 15	relativ BAR 15	absolut	1
1	relativ BAR 15	absolut	absolut	0

Bild A2.3: Adressierungsmodi des Rechners Siemens 306

Im Zustand NZ dient das Bit 18 des Befehlswortes nur zur Kennzeichnung, dass eine Unterbrechung durch eine Kanalanforderung bzw. durch ein Alarmsignal zugelassen ist, und nicht zur Adressenmodifikation.

Der Normalzustand dient zur Bearbeitung von Anwenderprogrammen, während der privilegierte Zustand für den Ablauf des Betriebssystems (Überwacher) vorgesehen ist. Ein Teil der Befehle (z.B. Ein- Ausgabebefehle) ist nur im Zustand PZ erlaubt. Der Alarmzustand ist für Programmteile vorgesehen, die eine schnelle Reaktion auf ein Unterbrechungssignal (Alarmsignal) hin erfordern.

Von der Peripherie des Rechners sind besonders der Taktgeber TKG und das Prozesselement P3K zu erwähnen. Das Prozesselement stellt die Schnittstelle des Rechners zum Kanalwerk für die Ein-Ausgabe zu den dezentralen Steuereinheiten der Vermittlungsperipherie dar. Der Taktgeber liefert im Regelfalle alle 10 msec ein Alarmsignal an den Rechner zur Aktivierung der Taktbearbeitungsroutine für die Ein-Ausgabe zur Vermittlungsperipherie. Er ist jedoch auch auf andere Taktintervalle (auch unter Programmkontrolle) einstellbar. Er enthält ferner einen Uhrenbaustein, über den per Programm die Uhrzeit und das Datum abgefragt werden können, sowie einen per Programm setzbaren Zeitgeber.

