

Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung
Universität Stuttgart
Prof. Dr.-Ing., Dr.-Ing. E. h. A. Lotze

33. Bericht über verkehrstheoretische Arbeiten

Über die Leistungsfähigkeit von
HDLC-gesteuerten Datenverbindungen

von
Hong Linh Truong

Institute of Switching and Data Technics
University of Stuttgart
Prof. Dr.-Ing., Dr.-Ing. E. h. A. Lotze

33rd Report on Studies in Congestion Theory

On the Performance of
HDLC-Controlled Data Links

by
Hong Linh Truong

© 1982 Institut für Nachrichtenvermittlung und Datenverarbeitung Universität Stuttgart

Druck: Kurz & Co.

ISBN 3-922403-43-3

ABSTRACT

This report deals with the performance evaluation of ISO "High-Level Data Link Control" (HDLC) procedures. The objective is to study the performance of HDLC-controlled data links with a special emphasis on its behavior in the presence of propagation delay and transmission errors.

The analysis is performed by means of both simulation and analytic techniques. Within the simulation model the information transfer phase of the HDLC procedures was implemented in full detail. The analytic model uses the new concept of a "virtual transmission time", a quantity comprising both the real transmission times of a message and the duration of recovery actions in case of transmission errors. It allows the performance measures to be presented by explicit and easily-computable expressions. The results provide a fundamental insight into how the most relevant parameters interact and determine performance. Numerous diagrams are presented and can be used by a field engineer in order to find out the proper HDLC operational mode with the belonging parameters for his special application.

Subsequently, a brief outline of the report is given.

SECTION 1 : Introduction.

A survey is given on the functions of a data link control procedure such as error recovery and synchronization. Furthermore, this section describes the objectives of the report and provides a brief outline of its contents.

SECTION 2 : The "High-Level Data Link Control" (HDLC) procedures.

In this section a review of the HDLC procedure is presented, focusing on the parameters which are most relevant for this investigation.

SECTION 3 : Basic ideas on the performance evaluation.

Here, the data link underlying the performance investigation is described. It consists of two data stations connected by a full-duplex circuit. The transmission channels are characterized by their transmission rate, their bit-error probability, and their propagation delay.

The data link is controlled by one of the three following HDLC operational modes:

- (1) the "Asynchronous Balanced Mode" (ABM), a balanced procedure with functionally equivalent, so-called combined stations,
- (2) the "Normal Response Mode" (NRM), an unbalanced procedure with primary and secondary stations which have different functional capabilities, and
- (3) the "Asynchronous Response Mode" (ARM), an unbalanced procedure like NRM but with improved transmission capabilities of the secondary station.

The approach taken is to consider two kinds of operation: a saturated case characterized by maximum throughput as the most suitable performance measure, and a non-saturated case for which waiting and transfer times are the appropriate measures.

The analysis is performed by means of both simulation and analytic techniques. Within the simulation model, the HDLC procedures are implemented in full detail, i.e., including the sequencing mechanisms, the P/F-bits check-pointing, the reject and the time-out recoveries. The analytic model is described in section 3.4. Here, it is shown how an HDLC-controlled data link can be modeled by a single server queue wherein the service time is given by a so-called "virtual transmission time". The virtual transmission time is a quantity comprising not only the real transmission times of a message but also the waiting times for acknowledgments and the duration of error recovery actions. Based on this concept the performance measures, i.e., maximum throughput and mean transfer time, can then be calculated from the first two moments of the virtual transmission time.

SECTION 4 : Throughput analysis.

The throughput analysis is based on the concept of the virtual transmission time; it focuses on the impact of the modulus value M used for the sequencing of transmitted information frames. To cope with the interaction among the finite modulus value, the propagation delay, and transmission errors, a random variable W denoted as "position number" is introduced. This position number is assigned to a frame at the beginning of its virtual transmission time. It corresponds to the order a station transmits the considered frame until it must stop because of $M-1$ unacknowledged information frames.

Analytic expressions for the maximum throughput are derived for the two HDLC modes ABM and NRM. The calculation is performed for constant message lengths and for the case where only one station has information to be sent at any time whereas the return channel is idle and carries only acknowledgments. For ABM, only one direction of transmission must be considered because of its symmetrical operation; on the contrary, for NRM, the throughput must be calculated separately for the two direction of transmission.

Some numerical results are presented and compared with simulation results; it is shown that the analysis provides accurate results over a broad range of parameters.

SECTION 5 : Transfer time analysis for HDLC-ABM.

The transfer time analysis is also based on the notion of the virtual transmission time. It is assumed that the messages have a constant length and arrive at a station according to a Poisson process.

Besides the traffic load on the link, the following main parameters may influence the transfer time and are included in the analytic model: transmission rate, propagation delay, bit-error probability and processing delays. The modulus value M , generally speaking, has a significant impact on the performance only if the round-trip delay is such, that sufficient time is available within this time interval to transmit further $M-2$ information frames. For interactive applications over terrestrial links such a situation is very unlikely to occur. Therefore, the transfer time analysis described in this section covers the most important range of applications in case of terrestrial links, although the impact of a finite modulus value is not taken into consideration. In addition, it holds for satellite links provided the modulus value is sufficiently high. The simulation model, of course, allows the transfer time to be studied also in those cases where the impact of the modulus value cannot be disregarded.

The analysis is performed using the results of the output process of an $M/D/1$ queue; expressions for the mean transfer time can be obtained through simple recursive relations. A comparison with simulation results demonstrates the good accuracy of the analysis.

SECTION 6 : Performance comparison of HDLC-ABM and HDLC-NRM.

In this section, a performance comparison of the HDLC operational modes ABM and NRM is performed, using both analytic and simulation techniques. The general conclusion from this section is, that throughput and delay performance of ABM is better than, or at least equal to NRM. However, there exists a broad range of parameters where the performance of both modes is similar. Furthermore, with NRM the modulus value effects the performance more significantly than with ABM.

SECTION 7 : Performance of HDLC-ARM.

In this section, the performance of the third HDLC operational mode, the "Asynchronous Response Mode" (ARM), is studied. As NRM, this mode uses primary and secondary stations but offers improved transmission capability of the secondary one. Based on the experience gained for the two other modes it can be concluded that the overall performance of ARM should be similar to ABM.

SECTION 8 : Summary.

In this section the major results of the report are briefly summarized.

INHALTSVERZEICHNIS	Seite
ABKÜRZUNGSVERZEICHNIS	7
1. EINLEITUNG	10
1.1 Allgemeines über Datenübertragungsverfahren	10
1.1.1 Verfahren zur automatischen Fehlerkorrektur	11
1.1.1.1 Die ARQ-Methode	12
1.1.1.2 Die FEC-Methode	14
1.1.2 Bit- und Blocksynchronisation	14
1.1.3 Weitere Aufgaben einer Datenübertragungsverfahren	15
1.2 Problemstellung und Überblick über die Arbeit	16
2. DIE "HIGH-LEVEL DATA LINK CONTROL"-PROZEDUREN	19
2.1 HDLC-Rahmenstruktur	19
2.1.1 Blockbegrenzung (Flag)	19
2.1.2 Adress- oder A-Feld	20
2.1.3 Steuer- oder S-Feld	21
2.1.4 Informations- oder I-Feld	21
2.1.5 Blockprüfungs- oder FCS-Feld	21
2.2 HDLC-Rahmenarten	22
2.2.1 Informations- oder I-Rahmen	23
2.2.2 Numerierte Steuerrahmen oder S-Rahmen	25
2.2.2.1 "Receive-Ready"- oder RR-Rahmen	25
2.2.2.2 "Receive-Not-Ready"- oder RNR-Rahmen	25
2.2.2.3 "Reject"- oder REJ-Rahmen	26
2.2.2.4 "Selective Reject"- oder SREJ-Rahmen	26
2.2.3 Nicht numerierte Steuerrahmen oder U-Rahmen	26

2.3 HDLC-Betriebsarten	27
2.3.1 HDLC-Stationstypen	27
2.3.2 Die "Unbalanced" Klassen von HDLC-Prozeduren	28
2.3.2.1 Normaler Antwortbetrieb (NRM-Betrieb)	29
2.3.2.2 Asynchroner Antwortbetrieb (ARM-Betrieb)	30
2.3.3 Die "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren	30
2.3.4 Spezifizierung einer HDLC-Datenverbindung	31
2.4 Methoden zur automatischen Fehlerkorrektur	32
2.4.1 Wiederholung durch P/F-Bit	33
2.4.2 Wiederholung durch REJ-Rahmen	33
2.4.3 Wiederholung durch Zeitüberwachung	34
2.5 Einige HDLC-Ablaufbeispiele	36
3. GRUNDGEDANKEN ZUR LEISTUNGSUNTERSUCHUNG VON DATENÜBERTRAGUNGSPROZEDUREN	47
3.1 Modell der zu untersuchenden Datenverbindung	47
3.2 Definition der leistungskennzeichnenden Verkehrsgrößen	51
3.2.1 Gesättigte Verkehrssituation	51
3.2.2 Ungesättigte Verkehrssituation	51
3.3 Einige bisherige Arbeiten über die Leistungsuntersuchung von Datenübertragungsprozeduren	52
3.4 Benutzte Methoden zur Leistungsuntersuchung	54
3.4.1 Simulationsmethode	54
3.4.2 Das neue analytische Verfahren mit Hilfe der "virtuellen" Übertragungszeit	55
3.4.2.1 Definition der "virtuellen" Übertragungszeit	55
3.4.2.2 Vereinfachtes Warteschlangenmodell	60
3.4.2.3 Die Komponenten der virtuellen Übertragungszeit	62

4. BERECHNUNG DES DURCHSATZES VON HDLC-GESTEUERTEN DATENVERBINDUNGEN	68
4.1 Allgemeines	68
4.2 Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart ABM	70
4.2.1 Fallunterscheidungen	70
4.2.2 Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$	71
4.2.2.1 Der Begriff "Positionsnummer"	71
4.2.2.2 Bestimmung der Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$	73
4.2.2.3 Die bedingte virtuelle Übertragungszeit	77
4.2.3 Fall b) $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$	82
4.3 Ergebnisse für die Betriebsart ABM	85
4.4 Vorbemerkung zu der Durchsatzberechnung für die Betriebsart NRM	91
4.5 Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station	92
4.5.1 Fallunterscheidungen	93
4.5.2 Fall a) $n > MOD-1$	94
4.5.3 Fall b) $n = MOD-1$	98
4.5.4 Fall c) $MOD-1 > n > (MOD-1)/2$	101
4.5.5 Fall d) $n \leq (MOD-1)/2$	105
4.6 Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station	108
4.6.1 Fallunterscheidungen	108
4.6.2 Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$	108
4.6.3 Fall b) $t_{ack} < (MOD-2) \cdot t_I$	111
4.7 Ergebnisse für die Betriebsart NRM	116

5. BERECHNUNG DER TRANSFERZEIT FÜR DIE BETRIEBSART ABM	122
5.1 Allgemeines	122
5.2 Bestimmung der Zeitkomponente T_0	124
5.3 Bestimmung der Zeitkomponente T_1	124
5.4 Bestimmung der Zeitkomponente T_2	132
5.5 Ergebnisse	133
6. LEISTUNGSVERGLEICH ZWISCHEN DEN BETRIEBSARTEN ABM UND NRM	139
6.1 Allgemeines	139
6.2 Gesättigte Verkehrssituation	140
6.2.1 Einseitiger Informationstransfer	140
6.2.2 Beiderseitiger Informationstransfer	146
6.3 Ungesättigte Verkehrssituation	151
6.4 Zusammenfassung über den Leistungsvergleich zwischen HDLC-ABM und HDLC-NRM	158
7. LEISTUNGSFÄHIGKEIT DER BETRIEBSART ARM	160
8. ZUSAMMENFASSUNG	162
LITERATURVERZEICHNIS	164

ANHÄNGE	169
Anhang 1: Herleitung der Laplace-Stieltjes-Transformierten der virtuellen Übertragungszeit T_V .	169
Anhang 2: Berechnung der Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$.	171
Anhang 3: Herleitung der zwei ersten Momente von T_X .	173
Anhang 4: Rekursive Formeln für die Berechnung der Integrale $F_X^*(t)$ und $F_X^{**}(t)$.	176

ABKÜRZUNGSVERZEICHNIS

ABM	: Asynchronous Balanced Mode (HDLC-Betriebsart).
ADCCP	: Advanced Data Communication Control Procedures.
A-Feld	: Adress-Feld eines HDLC-Rahmens.
ANSI	: American National Standard Institute.
ARM	: Asynchronous Response Mode (HDLC-Betriebsart).
ARQ	: Indirektes Fehlerkorrekturverfahren durch Fehlererkennung am Empfänger und wiederholte Übertragungen durch den Sender (Automatic-Repeat-Request).
$\alpha(w)$: Wahrscheinlichkeit, daß ein I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer w hat.
BSC	: Binary Synchronous Communications (IBM).
c	: Hilfsgröße, $c = \text{Min} \{ \text{MOD}-2, \lceil t_{\text{out}} / t_{\text{I}} \rceil \}$
C-Feld	: Steuerfeld eines HDLC-Rahmens (Control field).
C-Station	: Kombinierte Station (Combined station).
D	: Durchsatz.
D_n	: Auf die Übertragungsgeschwindigkeit normierter Durchsatz.
DDCMP	: Digital Data Communications Message Protocol (DEC).
DEC	: Digital Equipment Corp.
$E[X]$: Mittelwert der Zufallsvariable X .
$E[X^2]$: 2. Moment bzg. Null der Zufallsvariable X .
F-Bit	: Ende-Bit (Final-bit).
FCS	: Blockprüfungsfeld eines HDLC-Rahmens (Frame Checking Sequence).
FEC	: Direktes Fehlerkorrekturverfahren am Empfänger (Forward Error Correction).
$F_X(t)$: Verteilungsfunktion der Zufallsvariable X ; im Kapitel 5, Verteilungsfunktion der Zufallsvariable ξ_X .
$F_X^*(t)$: Stammfunktion von $F_X(t)$.
$F_X^{**}(t)$: Stammfunktion von $F_X^*(t)$.
HDLC	: High Level Data Link Control.
I-Block	: Informationsblock.
I-Feld	: Informationsfeld eines HDLC-Informationsrahmens.

I-Rahmen	: HDLC-Informationsrahmen.
ISO	: International Standards Organization.
l	: Länge eines I-Blockes (in bit).
l_C	: Länge des Steuerfeldes (in bit).
l_I	: Länge eines I-Rahmens (in bit).
l_S	: Länge eines S-Rahmens (in bit).
λ	: Ankunftsrate der Informationsblöcke.
λ_A, λ_B	: Ankunftsrate der Informationsblöcke an Station A bzw. B.
MOD	: Modulo-Wert.
n	: Hilfsgröße, $n = \lceil t_{\text{ack}} / t_{\text{I}} \rceil$
NRM	: Normal Response Mode (HDLC-Betriebsart).
N(R)	: Empfangsfolgennummer (receive sequence number).
N(S)	: Sendefolgennummer (send sequence number).
P-Bit	: Aufruf-Bit (Polling-bit).
Pst	: Prozedursteuerung.
P-Station	: Primäre Station (primary station).
P_{Bit}	: Bitfehlerwahrscheinlichkeit.
P_F	: Wahrscheinlichkeit, daß ein I-Rahmen gestört wird.
$P[X]$: Wahrscheinlichkeit, daß das Ereignis X auftritt.
π_m	: Zustandswahrscheinlichkeiten einer M/D/1-Warteschlange (d.h. Wahrscheinlichkeit, daß m Anforderungen in der M/D/1-Warteschlange sich befinden).
$\Phi_X(s)$: Laplace-Stieltjes-Transformierte für die Zufallsvariable X .
ξ_X	: Zeitintervall bis zur Übertragung des I-Rahmens mit $N(S)=i+x$.
$Q_n(t)$: Hilfsfunktion zur Darstellung der Verteilungsfunktion der Zufallsvariable ξ_X .
REJ	: Reject.
RNR	: Receive not ready.
RR	: Receive ready.
SDLC	: Synchronous Data Link Control (IBM).
SpV	: Speicherverwalter.
S-Rahmen	: numerierter Steuerrahmen (supervisory frame).
SREJ	: Selective reject.

S-Station : Sekundäre Station (secondary station).
 t_{ack} : Dauer der Bestätigungszeit.
 t_d : Hilfsvariable, $t_d = t_{ack} - (\text{MOD}-2) \cdot t_I$
 t_I : Übertragungszeit eines I-Rahmens.
 t_L : Signallaufzeit plus Verarbeitungszeit.
 t_{out} : Dauer der Zeitüberwachung.
 t_{proc} : Verarbeitungszeit.
 t_{prop} : Signallaufzeit.
 t_S : Übertragungszeit eines S-Rahmens.
 T_F : Transferzeit.
 T_r : Hilfsvariable.
 T_{rest}^A, T_{rest}^B : Restübertragungszeit am Station A bzw. B.
 T_{Sp} : Speicherverweilzeit.
 T_V : virtuelle Übertragungszeit.
 $T_V^{(i)}$: virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens mit $N(S)=i$.
 $T_V^{(w)}$: virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens mit der Positionsnummer w .
 T_W : Wartezeit eines I-Blockes im Sendespeicher bis zum Beginn seiner virtuellen Übertragungszeit.
 T_0, T_1, T_2 : Komponenten der virtuellen Übertragungszeit T_V .
 $T_0(w), T_1(w), T_2(w)$: Komponenten der virtuellen Übertragungszeit $T_V(w)$.
 $\bar{U}E$: Übertragungseinrichtung.
U-Rahmen : nicht numerierter Steuerrahmen (unnumbered frame).
 v : Übertragungsgeschwindigkeit.
 $V(R)$: Empfangsfolgevariable (receive state variable).
 $V(S)$: Sendefolgevariable (send state variable).
 w, W : Positionsnummer.
 y : Hilfsgröße, $y = \text{Max} \{0, \text{MOD}-3-n\}$
 Y_e : effektive Belastung.
 $\lceil Y \rceil$: kleinste ganze Zahl, die größer als oder gleich Y ist

1. EINLEITUNG

1.1 Allgemeines über Datenübertragungsprozeduren

Mit der raschen und preisgünstigen Entwicklung auf dem Gebiet der Datenverarbeitung gewinnt seit den letzten Jahren das Bedürfnis an Datenkommunikation immer mehr an Bedeutung. Dies drückt sich insbesondere in den Anstrengungen vieler Länder aus, neue Datenkommunikationsnetze aufzubauen sowie zu planen /7/, /8/.

Eines der wichtigsten Probleme bei der Entwicklung solcher Datenetze ist die Übertragung von Information zwischen den Kommunikationspartnern. Die geographische Entfernung zwischen den Partnern, die Störanfälligkeit der Übertragungswege, die unterschiedliche Konfiguration sowie Intelligenz der Kommunikationspartner sind einige Randbedingungen, die bei der Lösung dieses Problems zu beachten sind.

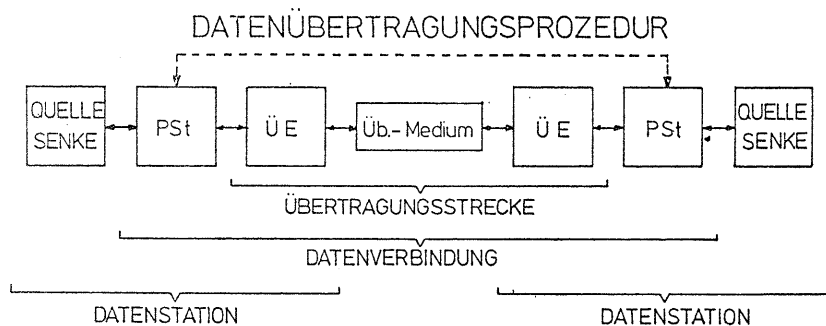
Die verschiedenen Komponenten, die bei einer Datenkommunikation von Bedeutung sind, sind im Bild 1.1 dargestellt.

Das Übertragungsmedium ermöglicht, Signale zwischen den entfernten Stationen zu übertragen. Dabei kann es sich um elektrische, optische oder elektromagnetische Signale handeln.

Aufgaben der Übertragungseinrichtungen sind:

- (a) falls erforderlich, die Herstellung bzw. der Abbau der physikalischen Verbindung zwischen den beiden Stationen,
- (b) die Aufrechterhaltung dieser physikalischen Verbindung, und
- (c) falls erforderlich, die Umsetzung der von der Prozedursteuerung gelieferten Daten in eine für das Übertragungsmedium geeignete Signalform.

Um einen zuverlässigen Informationsaustausch zu ermöglichen, müssen sich beide Stationen an bestimmte Regeln halten. Die Gesamtheit solcher Regeln bildet die sogenannte Datenübertragungsprozedur /13/, die in jeder Datenstation von der Prozedursteuerung durchgeführt wird (vgl. Bild 1.1).



PSt: Prozedursteuerung
 ÜE: Übertragungseinrichtung

Bild 1.1: Struktur einer Datenverbindung.

Folgende Aufgaben gehören zu einer Datenübertragungsprozedur:

- (a) Maßnahmen zur Korrektur von Daten, die aufgrund von möglichen Störungen auf der Übertragungsstrecke gefälscht sind,
- (b) Bit- und Blocksynchronisation,
- (c) Steuerfunktionen, um die logische Datenverbindung herzustellen, aufrechtzuerhalten sowie abzubauen.

Die folgenden Abschnitte geben einen kurzen Überblick darüber, wie diese Aufgaben im einzelnen lauten und wie sie gelöst werden können.

1.1.1. Verfahren zur automatischen Fehlerkorrektur

Falls die zu übertragende Information genügend Redundanz beinhaltet, können die Übertragungsfehler toleriert werden. In den meisten Anwendungen ist leider diese Redundanz entweder nicht oder nur unzureichend vorhanden. Deshalb muß sie künstlich zu der eigentlichen Information hinzugefügt werden, um die Verfälschung der Information in noch tragbaren Grenzen halten zu können.

Es wird angenommen, daß die zu Übertragende Information in Form von Blöcken begrenzter Länge vorliegt. Sonst wird die Blockaufteilung durch die Übertragungsprozedur selbst definiert und durchgeführt. Bevor diese Informationsblöcke übertragen werden, wird zusätzliche Redundanz in Form von Kontrollbits hinzugefügt. Diese Kontrollbits lassen sich aus den Informationsbits nach einem bestimmten Schema ausrechnen. Sie können entweder einfache Paritätsbits sein /10/ oder mit Hilfe von Generatorpolynomen bestimmt werden /11/,/12/.

Beim Empfänger werden dann die Kontrollbits erneut nach demselben Schema wie beim Sender ausgerechnet. Der Vergleich zwischen errechneten und empfangenen Kontrollbits ermöglicht dann dem Empfänger, gefälschte Blöcke zu erkennen.

Die erkannten gefälschten Blöcke können dann nach folgenden zwei Methoden korrigiert werden /9/,/14/:

- (a) Indirekte Fehlerkorrektur durch wiederholte Übertragung oder ARQ-Methode (Automatic-Repeat-Request)
- (b) Direkte Fehlerkorrektur am Empfänger oder FEC-Methode (Forward-Error-Correction).

1.1.1.1. Die ARQ-Methode

Bei dieser Methode speichert der Sender eine Kopie des übertragenen Blockes. Der Empfänger prüft dann den empfangenen Block mit Hilfe der Kontrollbits auf Fehlerfreiheit. Bei einem positiven Ergebnis nimmt der Empfänger den Block an und teilt es dem Sender mit, indem er eine positive Quittung zurücksendet. Aufgrund dieser positiven Quittung löscht der Sender die bis jetzt gespeicherte Kopie und sendet den nächsten Block. Bei einem negativen Ergebnis, d.h. der Block ist durch Übertragungsfehler gefälscht, verwirft der Empfänger diesen Block und verlangt seine Wiederholung, indem er eine negative Quittung zurücksendet. Mit Hilfe der gespeicherten Kopie überträgt dann der Sender den betreffenden Block nochmals.

Dieser Wiederholungsmechanismus wird "Send-and-Wait" ARQ-Verfahren genannt, weil der Sender nach dem Senden eines Blockes zunächst auf Quittung warten muß. Erst beim Eintreffen der Quittung für diesen Block kann er entweder den nächsten oder denselben Block nochmals übertragen. Dadurch geht ein Teil der Übertragungskapazität verloren.

Dieser Nachteil kann vermieden werden, falls die sogenannte "kontinuierliche" ARQ-Methode angewendet wird. Bei dieser Methode werden ebenfalls Kopien von übertragenen Blöcken beim Sender abgespeichert. Der Sender kann aber einen Block nach dem anderen kontinuierlich senden, ohne auf deren Quittung zu warten. Beim Empfang einer positiven Quittung wird die entsprechende Kopie gelöscht. Beim Empfang einer negativen Quittung hat der Sender die Wahl zwischen zwei Wiederholungsmechanismen:

- (1) Er wiederholt den betreffenden Block sowie alle nachfolgenden Blöcke. Somit wird die richtige Reihenfolge der Blöcke am Empfänger gewährleistet. Meistens werden bei solcher Wiederholung N Blöcke nochmals übertragen; dieses Verfahren wird deshalb "Go-back-N" ARQ-Methode genannt.
- (2) Der Sender wiederholt nur den betreffenden Block und fährt weiter mit dem Senden von neuen Blöcken. Bei dieser "selektiven" Wiederholungsmethode muß der Empfänger in der Lage sein, die richtige Reihenfolge der empfangenen Blöcke wiederherzustellen. Dafür wird nicht nur ein erhöhter Aufwand an Intelligenz, sondern auch eine zusätzliche Speicherung der Blöcke am Empfänger erforderlich. Diese Methode ist deshalb in den bis jetzt implementierten Datenübertragungsverfahren kaum angewendet.

1.1.1.2. Die FEC-Methode

Im Gegensatz zu der ARQ-Methode ermöglichen die Kontrollbits nicht nur die Erkennung von gestörten Blöcken sondern auch ihre direkte Korrektur im Empfänger. Die Beschreibung der Methoden zur Erzeugung solcher Kontrollbits und zur Fehlerkorrektur kann in /11/ und /12/ gefunden werden.

Die Vorteile der FEC-Methode gegenüber der ARQ-Methode liegen darin, daß

- ein Rückkanal zur Übertragung der Quittungen nicht notwendig ist,
- eine Speicherung der Blöcke am Sender nicht erforderlich ist,
- die Übertragungskapazität besser ausgenutzt wird, da Wiederholungen nicht mehr stattfinden.

Neben diesen Vorteilen benötigt aber die FEC-Methode nicht nur wesentlich mehr Bitstellen für die Kontrollinformation, sondern auch wesentlich komplexere Schaltungen zur Erzeugung der Kontrollbits und zur Durchführung der Korrektur. Außerdem ist die Restfehlerwahrscheinlichkeit, d.h. die Wahrscheinlichkeit, daß ein Block trotz Fehlerkorrektur gefälscht bleibt, höher als die bei der ARQ-Methode mit nur Fehlererkennung /9/. Deswegen findet die FEC-Methode bis jetzt kaum Anwendung, außer in Fällen wo ein Rückkanal zur Übertragung von Quittungen nicht vorhanden ist.

1.1.2. Bit- und Blocksynchronisation

Der Empfänger muß in der Lage sein, aus dem empfangenen Bitstrom die Informationsdaten herauszuholen. Dazu benötigt er eine Bit- sowie eine Blocksynchronisation, mit deren Hilfe er Anfang und Ende einer Bitstelle, bzw. eines Blockes erkennen kann.

Die klassische Methode ist die Verwendung von Start- und Stop-Bits, wie sie aus der Fernschreibtechnik bekannt ist. Datenübertragungsverfahren, welche diese Methode benutzen, werden Start-Stop-Datenübertragungsverfahren genannt.

Im Gegensatz dazu erzeugen die "synchronen" Datenübertragungsprozeduren ihre Bitsynchronisation entweder mit Zuhilfenahme eines zusätzlichen Taktkanals oder direkt aus dem empfangenen Bitstrom.

Der Anfang eines Blockes wird dann durch ein bestimmtes Bitmuster gekennzeichnet. Das Ende des Blockes kann folgendermaßen erkennbar gemacht werden:

- (1) Alle Blöcke haben dieselbe Anzahl von Bitstellen, was dann eine Endekennzeichnung erübrigt.
- (2) Jeder Block beinhaltet ein zusätzliches Feld, worin die Länge des Blockes angegeben ist.
- (3) Das Ende eines Blockes wird, wie der Anfang, durch ein bestimmtes Bitmuster gekennzeichnet.

1.1.3. Weitere Aufgaben einer Datenübertragungsprozedur

Die Prozedursteuerungen in den Datenstationen (siehe Bild 1.1) sind geographisch voneinander entfernt. Eine Zusammenarbeit der beiden Steuerungen ist nur möglich, wenn sie miteinander Steuerinformation austauschen. Im folgenden sind einige Situationen geschildert, in denen ein Austausch von Steuerinformation notwendig ist.

Vor jedem Informationsaustausch müssen die Prozedursteuerungen initialisiert, d.h. in gewisse Anfangszustände gebracht werden. Während des Informationsaustausches können die Steuerungen wegen Fehler auseinanderlaufen. Dieser Zustand muß erkennbar sein, um ein Zurücksetzen der beiden Steuerungen in definierte Zustände zu ermöglichen. Die logische Verbindung zwischen den beiden Steuerungen muß nach Beendigung des Informationsaustausches richtig aufgebaut werden, damit diese Steuerungen für andere Verbindungen wieder benutzbar werden.

Falls eine Steuerung überlastet wird, sollen Mittel vorhanden sein, um die andere darüber zu informieren und somit den Informationsaustausch entweder vorläufig abubrechen oder zu verlangsamen. Diese Möglichkeit wird in der Literatur "Flußsteuerung" (Flow control) genannt.

1.2. Problemstellung und Übersicht über die Arbeit

In dem vorhergehenden Abschnitt sind ein Überblick über die Aufgaben einer Datenübertragungsprozedur gegeben sowie einige Methoden zu ihrer Realisierung beschrieben. Damit eine zuverlässige Datenkommunikation gewährleistet ist, wird ein Teil der Übertragungskapazität benötigt, um Steuerinformationen zu übertragen und um Wiederholungen durchzuführen. Die Kapazität einer Übertragungsstrecke ist aber nicht unendlich groß. Sie ist außerdem meistens teuer zu haben. Je mehr Kapazität aus Steuerzwecken verloren geht, desto länger dauert die Übertragung und somit höher sind die Kosten.

Deshalb sind neben Fragen über die Zuverlässigkeit einer Datenverbindung Fragen über ihre Leistungsfähigkeit besonders wichtig. Wie schnell können Daten mit einer gegebenen Datenverbindung übermittelt werden? Wie gut ist die teure Übertragungsstrecke ausgelastet?

Diese Untersuchung soll Antworten auf dieser Fragen geben. Ziel ist es, die prozedurspezifischen Faktoren, welche die Leistungsfähigkeit einer Datenverbindung im wesentlichen bestimmen, zu identifizieren. Es soll ferner der Einfluß dieser Faktoren auf den Durchsatz und auf die Verzögerungen der übertragenen Datenblöcke quantitativ bestimmt werden, insbesondere bei nichtidealen Übertragungsstrecken, d.h. solchen Strecken, die mit Störungen und Signallaufzeiten behaftet sind.

Die Untersuchung ist auf den von ISO ("International Organization for Standardization") genormten Datenübertragungsprozeduren "High-Level Data Link Control" (HDLC) (/1/ bis /6/) abgestützt. Die Wahl der HDLC-Prozeduren wurde weniger wegen ihrer bereits vorliegenden Normung, sondern mehr aufgrund ihrer Allgemeingültigkeit vorgenommen. Viele der außerdem bekannten Datenübertragungsprozeduren sind entweder ähnlich zu den HDLC-Prozeduren oder sind selbst in HDLC enthalten (z.B. ADCCP von der amerikanischen Normungsinstitution ANSI /15/, SDLC von IBM /16/, DDCMP von DEC /17/). Weiterhin ist eine spezielle Form der HDLC-Prozeduren (HDLC "Balanced Class of Procedures", vgl. Kap. 2) völlig kompatibel mit der Ebene 2 der CCITT-Empfehlungen X.25 /18/ und X.75 /19/. Eine DIN-Norm für HDLC, DIN 66221, ist zur Zeit im Entstehen /20/.

Deshalb wird im nächsten Kapitel 2 eine Übersicht über die HDLC-Prozeduren gegeben. Dort werden alle für diese Untersuchung wichtigen Eigenschaften und Parameter der HDLC-Prozeduren zusammengestellt und beschrieben.

Im Kapitel 3 wird das Modell der zu untersuchenden Datenverbindung vorgestellt. Anhand dieses Modells werden die Verkehrsgrößen definiert, die zur Beurteilung der Leistungsfähigkeit herangezogen werden können. Zur Bestimmung dieser Verkehrsgrößen werden in dieser Arbeit zwei Methoden angewendet, die in diesem Kapitel beschrieben sind. Die erste ist die Simulationstechnik. Das Simulationsmodell beinhaltet nicht nur die Charakteristiken der Übertragungsstrecken wie Laufzeit, Fehlerwahrscheinlichkeit, ..., sondern auch alle Feinheiten der HDLC-Prozeduren wie Modulo-Regel, Wiederholungsmechanismen, ... Ferner wird ein neues analytisches Verfahren zur Bestimmung der Verkehrsgrößen entwickelt. Grundidee bei diesem Verfahren ist die Einführung einer sogenannten "virtuellen Übertragungszeit", mit deren Hilfe sich die Verkehrsgrößen in expliziten und numerisch leicht auswertbaren Formeln angeben lassen.

Im Kapitel 4 wird gezeigt, wie mit Hilfe dieser virtuellen Übertragungszeit der Durchsatz von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen analytisch bestimmt werden kann. Es werden dabei die HDLC-Betriebsarten ABM und NRM betrachtet.

Im Kapitel 5 ist die analytische Bestimmung der Transferzeit für die Betriebsart ABM beschrieben. Die Analyse ist ebenfalls mit Hilfe des Konzepts "virtuelle Übertragungszeit" durchgeführt.

Die Zuverlässigkeit der im Kapitel 4 und Kapitel 5 beschriebenen Berechnungen ist mit Hilfe von Simulationsergebnissen überprüft.

Im Kapitel 6 ist ein Leistungsvergleich zwischen den beiden Betriebsarten ABM und NRM durchgeführt. Dabei werden die Faktoren identifiziert, welche die Leistungsfähigkeit der Datenverbindung im wesentlichen bestimmen.

Aus den Erkenntnissen, die im Kapitel 6 gewonnen sind, werden im Kapitel 7 einige Aussagen über die Leistungsfähigkeit der HDLC-Betriebsart ARM abgeleitet.

Das abschließende 8. Kapitel gibt eine Zusammenfassung der Arbeit.

2. DIE "HIGH-LEVEL DATA LINK CONTROL"-PROZEDUREN

Der Name "High-Level Data Link Control" (HDLC)-Prozeduren steht für eine Reihe von Datenübertragungsprozeduren, die für eine Vielzahl von Verbindungskonfigurationen geeignet sind. Dabei kann es sich um Punkt-Punkt- oder Mehrpunkt-Verbindungen handeln, die über voll-duplex- oder halb-duplex-betriebene Übertragungsstrecken abgewickelt werden.

Dieses Kapitel soll einen Überblick über die HDLC-Prozeduren geben. Es werden alle für diese Untersuchung wichtigen Eigenschaften und Parameter der HDLC-Prozeduren zusammengestellt und beschrieben. Für weitere Informationen sei auf die ISO HDLC-Dokumente /1/ bis /6/ hingewiesen.

Um Mißverständnisse zu vermeiden, wird im folgenden an manchen Stellen die englische Terminologie von HDLC benutzt.

2.1. HDLC-Rahmenstruktur

Die HDLC-Prozeduren sind bitorientiert, d.h. die Informationsdaten können beliebig codiert sein (im Gegensatz zu zeichenorientierten Prozeduren, bei denen die Informationsdaten nach einem bestimmten Zeichenalphabet codiert sein müssen, wie z.B. ESC von IBM /21/).

Der Informationstransfer zwischen den Stationen erfolgt mit Hilfe von sogenannten Rahmen (Frames), deren Aufbau im Bild 2.1 dargestellt ist.

2.1.1. Blockbegrenzung (Flag)

Jeder HDLC-Rahmen ist begrenzt durch sogenannte "Flags", die die binäre Konfiguration "01111110" haben. Ein einzelnes Flag kann gleichzeitig als Ende-Flag eines Rahmens und als Anfangsflag des nächsten dienen.

Damit innerhalb des Rahmens jede Bitkombination möglich ist (Code-transparenz), werden vom Sender binäre Nullen immer dann eingefügt, wenn zufällig 5 aufeinanderfolgende Einsen im Rahmen enthalten sind. Auf der Empfangsseite wird dann jede Null entfernt, welche unmittelbar nach 5 aufeinanderfolgenden Einsen folgt. Damit wird vermieden, daß zwischen zwei Flags zufällig ebenfalls sechs Einsen hintereinander auftreten, die irrtümlich als Flag interpretiert würden. Dieses Verfahren wird "Bitstopfen" genannt.

2.1.2. Adress- oder A-Feld

Das Adress-Feld wird nicht nur zur Unterscheidung zwischen verschiedenen Stationen benutzt, es dient auch der Unterscheidung zwischen Befehlen (commands) und Meldungen (responses). Ein HDLC-Rahmen ist ein Befehl, wenn er die Adresse der empfangenden Station beinhaltet. Er ist eine Meldung, wenn er die Adresse der sendenden Station beinhaltet.

Es besteht die Möglichkeit, das A-Feld oktettweise zu erweitern.

Flag	A-Feld	C-Feld	I-Feld	FSC-Feld	Flag
8 bit	8 bit	8 bit	beliebig	16 bit	8 bit

Bild 2.1: Aufbau eines HDLC-Rahmens:

- Flag : Blockbegrenzung,
- A-Feld : Adressfeld,
- C-Feld : Steuerfeld,
- I-Feld : Informationsfeld,
- FCS-Feld : Blockprüfungsfeld.

2.1.3. Steuer- oder C-Feld (control field)

Mit Hilfe dieses Feldes lassen sich drei Arten von HDLC-Rahmen unterscheiden:

- (1) Informations- oder I-Rahmen (Information frame),
- (2) Numerierte Steuerrahmen oder S-Rahmen (Supervisory frame),
- (3) Nicht numerierte Steuerrahmen oder U-Rahmen (Unnumbered frame).

Das C-Feld beinhaltet Steuerinformationen für die Überwachung und Steuerung der Datenverbindung. Die Bedeutung seines Inhalts wird später bei der Beschreibung der drei Rahmenarten im Abschnitt 2.2 behandelt. Das C-Feld kann oktettweise erweitert werden.

2.1.4. Informations- oder I-Feld

Das I-Feld ist nur bei I-Rahmen und bei bestimmten U-Rahmen vorhanden. S-Rahmen beinhalten kein I-Feld.

Bei den I-Rahmen sind die zu übertragenden Informationsbits in diesem Feld enthalten. Das I-Feld darf beliebig lang sein. Eine Begrenzung dieses Feldes auf eine maximale Länge ist nicht von HDLC vorgeschrieben; sie kann, falls erforderlich, von den Anwendern selbst festgelegt werden.

2.1.5. Blockprüfungs- oder FCS-Feld (frame checking sequence)

Das FCS-Feld beinhaltet 16 Kontrollbits, die eine Erkennung von Rahmen, die durch Übertragungsfehler gestört sind, ermöglichen. Die HDLC-Prozeduren arbeiten nach der ARQ-Methode, d.h. die Fehlerkorrektur erfolgt durch Wiederholung. Die verschiedenen Wiederholungsmechanismen von HDLC werden später im Abschnitt 2.4 beschrieben.

In /1/ ist die Methode beschrieben, wie diese 16 Kontrollbits aus dem Inhalt von A-, C- und I-Feld zu erzeugen sind.

2.2. HDLC-Rahmenarten

Wie im Abschnitt 2.1.3. schon erwähnt, sind bei den HDLC-Prozeduren drei Arten von Rahmen definiert: I-, S- und U-Rahmen. Der Aufbau des Steuerfeldes (C-Feldes) ist im Bild 2.2 dargestellt.

Das 5.Bit des C-Feldes ist das sogenannte Aufruf/Ende-Bit oder abgekürzt P/F-Bit (Polling/Final-Bit). Wenn dieses Bit gleich "1" ist, dann handelt es sich bei einem Befehl um ein Aufruf-Bit (P-Bit) und bei einer Meldung um ein Ende-Bit (F-Bit). Wenn dieses Bit gleich "0" ist, dann hat es keine besondere Bedeutung.

Weil die Funktion dieses P/F-Bits von der benutzten HDLC-Betriebsart abhängt, wird sie erst im Abschnitt 2.3 beschrieben.

Bit-Nr.	1	2	3	4	5	6	7	8
I-Rahmen	0	N(S)			P/F	N(R)		
S-Rahmen	1	0	S		P/F	N(R)		
U-Rahmen	1	1	M		P/F	M		

Bild 2.2: Aufbau des Steuerfeldes eines HDLC-Rahmens:

- N(S) : Sendefolgennummer (send sequence number),
- N(R) : Empfangsfolgennummer (receive sequence number),
- P/F : Aufruf-/Ende-Bit (P/F-Bit, Polling/Final-Bit),
- S : Bits für Steuerzwecke (supervisory function bits),
- M : Bits für zusätzliche Steuerzwecke (modifier function bits).

2.2.1. Informations- oder I-Rahmen (Information frame)

Der I-Rahmen ist der einzige HDLC-Rahmen, der Nutzinformation in dem Informationsfeld beinhaltet.

Das N(S)-Feld (siehe Bild 2.2) beinhaltet die Sendefolgennummer N(S) (Send sequence number), mit deren Hilfe die I-Rahmen zyklisch von 0 bis 7 durchnumeriert werden; es wird deshalb von einer Durchnumerierung der I-Rahmen mit einem Modulo-Wert von 8 gesprochen. Bei einer Erweiterung des C-Feldes um weitere 8 Bits kann der Modulo-Wert auf 128 erhöht werden, was eine Durchnumerierung der I-Rahmen von 0 bis 127 ermöglicht.

Für die Durchnumerierung der I-Rahmen besitzt die sendende Station eine Steuervariable, die Sendefolgevariable V(S) (Send state variable) genannt wird. Diese Variable V(S) ist bei Initialisierung der Verbindung gleich 0 gesetzt. Bevor ein I-Rahmen gesendet wird, wird der Wert von V(S) in das N(S)-Feld eingeschrieben und anschließend wird V(S) um 1 erhöht (Rechnung nach Modulo 8 bzw. 128). Somit wird automatisch gewährleistet, daß der nachfolgende I-Rahmen eine um 1 höhere N(S)-Nummer aufweist.

Das N(R)-Feld beinhaltet die Empfangsfolgennummer N(R) (Receive sequence number), die als Quittung von I-Rahmen dient, welche in der betrachteten sendenden Station empfangen wurden. Für diesen Zweck besitzt die empfangende Station eine Empfangsfolgevariable V(R) (Receive state variable), die bei der Initialisierung der Verbindung gleich 0 gesetzt wird. Empfangene Rahmen, welche aufgrund der Prüfung des FCS-Feldes als gestört erkannt sind, werden verworfen. Solche Rahmen werden im folgenden "Rahmen mit FCS-Fehler" genannt. I-Rahmen, die keinen FCS-Fehler aufweisen, werden von der empfangenden Station bearbeitet. Ihre N(S)-Nummer wird zunächst mit dem Wert der Variablen V(R) verglichen. Bei Übereinstimmung wird der empfangene I-Rahmen angenommen und die Variable V(R) um 1 erhöht. Bei Nichtübereinstimmung zwischen N(S)-Nummer und V(R)-Wert liegt ein Fehler in der Reihenfolge der I-Rahmen

("Sequence"-Fehler) vor. Welche Maßnahme eine Station beim Auftreten von Sequence-Fehlern durchzuführen hat, wird später noch genau behandelt (s. Abschnitt 2.4).

I-Rahmen werden von der empfangenden Station nur dann angenommen, wenn sie nicht durch Übertragungsfehler gestört sind und eine korrekte N(S)-Nummer aufweisen. Solche I-Rahmen werden im folgenden "korrekt" empfangene I-Rahmen genannt.

Beim Senden eines I- oder S-Rahmens wird der Inhalt der Empfangsfolgevariable V(R) in das N(R)-Feld des zu sendenden Rahmens eingeschrieben. Wenn eine Station eine N(R)-Nummer gleich m sendet, teilt sie der Gegenstation dadurch mit, daß sie alle I-Rahmen mit den N(S)-Nummern kleiner als oder gleich (m-1) korrekt empfangen hat. Die Gegenstation kann dann mit Hilfe der empfangenen N(R)-Nummer die Kopien der gespeicherten I-Rahmen bis zur N(S)=(m-1) einschließlich löschen.

Um eine eindeutige Zuordnung zwischen empfangener N(R)-Nummer und gesendeter N(S)-Nummer zu gewährleisten, darf eine sendende Station bei "Modulo 8" maximal 7 (bzw. bei Modulo 128 maximal 127) unquitierte I-Rahmen haben. Beim Erreichen dieses maximalen Wertes darf sie solange keinen weiteren I-Rahmen senden, bis eine Quittung empfangen wird, welche entweder korrekt empfangene I-Rahmen bestätigt und somit das Senden von neuen I-Rahmen wieder ermöglicht oder eine Wiederholung von I-Rahmen auslöst (siehe Abschnitt 2.4).

Diese Begrenzung durch den Modulo-Wert hat einen besonderen Einfluß auf die Leistungsfähigkeit von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen, insbesondere bei Übertragungsstrecken mit großer Signallaufzeit. Dieser Effekt wird in den nächsten Kapiteln genauer behandelt.

2.2.2. Numerierte Steuerrahmen oder S-Rahmen (Supervisory frame)

S-Rahmen beinhalten kein Informationsfeld. Der Aufbau ihres Steuerfeldes ist im Bild 2.2 dargestellt.

Das N(R)-Feld hat hier die gleiche Funktion wie jenes in I-Rahmen (siehe Abschnitt 2.2.1).

Mit den 2 S-Bits lassen sich folgende 4 Steuerrahmen unterscheiden:

- (1) "Receive-Ready"- oder RR-Rahmen.
- (2) "Receive-Not-Ready"- oder RNR-Rahmen.
- (3) "Reject"- oder REJ-Rahmen.
- (4) "Selective Reject"- oder SREJ-Rahmen.

2.2.2.1. "Receive-Ready"- oder RR-Rahmen

Der RR-Rahmen wird von einer Station benutzt,

- (a) um zu zeigen, daß sie bereit ist, weitere Informationsrahmen zu empfangen, und
- (b) um korrekt empfangene I-Rahmen zu bestätigen. Dieser Fall tritt dann ein, wenn die empfangende Station momentan keinen I-Rahmen absenden kann, dem diese Quittung mitgegeben werden könnte.

2.2.2.2. "Receive-Not-Ready"- oder RNR-Rahmen

Der RNR-Rahmen wird von einer Station benutzt, um zu melden, daß sie nicht mehr in der Lage ist, weitere I-Rahmen zu empfangen. Dieser Zustand der Nicht-Empfangsbereitschaft kann z.B. auftreten, wenn eine Station keinen freien Speicherplatz mehr für I-Rahmen hat.

2.2.2.3. "Reject"- oder REJ-Rahmen

Der REJ-Rahmen wird von einer Station benutzt, um die Wiederholung von I-Rahmen anzufordern. Wenn eine Station einen REJ-Rahmen empfangen hat, wiederholt sie a l l e unquittierte I-Rahmen; anzufangen ist mit dem I-Rahmen, dessen N(S)-Nummer gleich der im REJ-Rahmen angegebenen N(R)-Nummer ist. Der REJ-Rahmen entspricht der negativen Quittung bei der im Abschnitt 1.1.1 beschriebenen "Go-back-N" ARQ-Methode.

Wann eine Station einen REJ-Rahmen senden darf, wird im Abschnitt 2.4.2 gezeigt.

2.2.2.4. "Selective Reject"- oder SREJ-Rahmen

Der SREJ-Rahmen wird von einer Station benutzt, um die Wiederholung eines e i n z e l n e n I-Rahmens anzufordern. Die N(S)-Nummer des zu wiederholenden I-Rahmens ist durch die N(R)-Nummer des empfangenen SREJ-Rahmens angegeben.

Diejenige Station, die einen SREJ-Rahmen empfangen hat, wiederholt nur den gewünschten I-Rahmen und nicht alle unquittierten wie im Fall von REJ-Rahmen.

Wegen des höheren Aufwandes bei ihrer Implementierung, findet diese "selektive" Wiederholungsmethode bis jetzt kaum Anwendung. Es wird deshalb im Rahmen dieser Arbeit auf die Benutzung des SREJ-Rahmens verzichtet.

2.2.3. Nicht numerierte Steuerrahmen oder U-Rahmen (Unnumbered frame)

Der Aufbau des Steuerfeldes von U-Rahmen ist im Bild 2.2 dargestellt. U-Rahmen beinhalten weder Sendefolgennummern N(S) noch Empfangsfolgennummern N(R), hiervon rührt auch ihr Name als "nicht numerierter Steuerrahmen". Sie erlauben Steuerfunktionen wie

Initialisierung, Beendigung der Datenverbindung und Rücksetzen der Variablen V(S) bzw. V(R) im Falle des Auseinanderlaufens dieser Variablen durchzuführen.

Weil die U-Rahmen für diese verkehrstheoretische Untersuchung keine besondere Bedeutung haben, wird hier auf ihre Beschreibung verzichtet.

2.3. HDLC-Betriebsarten

2.3.1. HDLC-Stationstypen

Abhängig von der Steuerverantwortlichkeit der Datenstation werden bei HDLC drei Typen von Stationen definiert:

- (1) Primäre Station oder P-Station (Primary station).
Sie hat die volle Verantwortung für die Steuerung und Überwachung der Datenverbindung. Sie ist zuständig für die Initialisierung, Beendigung der Datenverbindung, sowie für das Aufheben von möglichen Fehlersituationen.
- (2) Sekundäre Station oder S-Station (Secondary station).
Sie wird von einer P-Station gesteuert. Beim Auftreten von Fehlern teilt sie dies der P-Station mit und überläßt es der P-Station, die Situation zu klären.
- (3) Kombinierte Station oder C-Station (Combined station).
Eine C-Station tritt nur in Kombination mit einer anderen C-Station auf. Beide C-Stationen sind gleichberechtigt bei der Steuerung der Datenverbindung, d.h. jede C-Station kann die Datenverbindung initialisieren, beenden und Fehlersituationen klären. Eine C-Station beinhaltet gewissermaßen gleichzeitig die Steuerfunktionen einer P- und einer S-Station.

Unter Berücksichtigung dieser 3 Typen von Stationen werden folgende Klassen von HDLC-Prozeduren definiert:

- (1) "Unbalanced" Klassen von Prozeduren.
Datenverbindungen nach diesen Klassen von HDLC-Prozeduren sind

zwischen einer P-Station und einer oder mehreren S-Stationen aufgebaut.

- (2) "Balanced" Klasse von Prozeduren.
Datenverbindungen nach dieser Klasse sind zwischen zwei C-Stationen aufgebaut.

2.3.2. Die "unbalanced" Klassen von HDLC-Prozeduren

Die möglichen Konfigurationen der Datenverbindungen nach diesen Klassen von HDLC-Prozeduren sind im Bild 2.3 dargestellt.

Befehle werden von der P-Station gesendet und beinhalten die Adresse der gewünschten S-Station. Meldungen werden von einer S-Station gesendet und beinhalten ihre eigene Adresse.

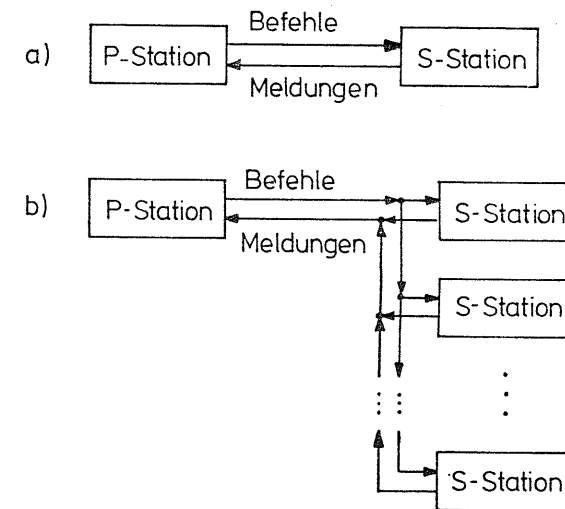


Bild 2.3: Mögliche Verbindungskonfigurationen bei den "Unbalanced" Klassen von HDLC-Prozeduren:
a) Punkt-Punkt-Verbindung,
b) Mehrpunkt-Verbindung.

Wie vorher schon erwähnt, wird die Datenverbindung von der P-Station initialisiert bzw. beendet. Die P-Station ist ferner zuständig für das Klären von Fehlersituationen.

Wann eine S-Station Meldungen senden darf, hängt ab von zwei möglichen Betriebsarten:

- (1) Normaler Antwortbetrieb oder NRM (Normal Response Mode),
- (2) Asynchroner Antwortbetrieb oder ARM (Asynchronous Response Mode).

2.3.2.1. Normaler Antwortbetrieb (NRM-Betrieb)

Eine S-Station im normalen Antwortbetrieb darf erst senden, wenn sie eine Sendeerlaubnis von der P-Station empfangen hat. Diese Sendeerlaubnis liegt dann vor, wenn sie einen Befehl mit gesetztem Aufruf-Bit (P-bit) empfängt. Sie kann dann einen oder mehrere Rahmen als Meldungen senden. In dem letzten Rahmen muß sie das Ende-Bit (F-Bit) setzen. Mit dem Senden dieser Meldung mit F-Bit hat die S-Station die Sendeerlaubnis an die P-Station zurückgegeben. Sie darf erst dann wieder Meldungen senden, wenn sie erneut einen Befehl mit P-Bit empfängt.

An eine bestimmte S-Station darf die P-Station zu jedem Zeitpunkt nur e i n e n Befehl mit P-Bit senden. Erst beim Empfang einer von dieser S-Station gesendeten Meldung mit F-Bit kann die P-Station entscheiden, ob ein neues P-Bit an diese S-Station gesendet werden soll.

Weil ein Befehl mit P-Bit durch Übertragungsfehler gestört werden kann und deshalb die S-Station die Sendeerlaubnis nicht wahrnehmen kann, benötigt die P-Station eine Zeitüberwachung. Falls nach dem Senden eines Befehles mit P-Bit eine gewisse Zeitspanne abgelaufen ist, ohne daß irgendeine Meldung von der S-Station empfangen würde, kann die P-Station erneut einen Befehl mit P-Bit an die S-Station senden.

2.3.2.2. Asynchroner Antwortbetrieb (ARM-Betrieb)

Eine S-Station im asynchronen Antwortbetrieb darf jederzeit Meldungen an die P-Station senden. Bei einer Mehrpunktverbindung mit mehreren S-Stationen (vgl. Bild 2.3) darf die P-Station stets nur eine S-Station zum ARM-Betrieb auffordern, damit keine Schwierigkeiten dadurch entstehen, daß mehrere S-Stationen gleichzeitig senden.

Im Gegensatz zu dem NRM-Betrieb hat das P-Bit hier nicht mehr die Bedeutung einer Sendeerlaubnis. Eine S-Station im ARM-Betrieb, welche einen Befehl mit P-Bit empfangen hat, muß so schnell wie möglich eine Meldung mit F-Bit zurücksenden. Danach darf sie "unbegrenzt" weitere Meldungen senden.

Wie beim NRM-Betrieb darf die P-Station an die S-Station nur einen Befehl mit P-Bit senden. Erst beim Empfang einer Meldung mit F-Bit oder beim Ablauf der Zeitüberwachung kann die P-Station ein neues P-Bit an die S-Station senden.

Beim ARM-Betrieb ist von HDLC nicht vorgeschrieben, wann das P-Bit gesendet werden soll. Es wird lediglich empfohlen, daß ein Befehl mit P-Bit gesendet wird, falls die P-Station eine sofortige Antwort von der S-Station benötigt.

2.3.3. Die "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren

Die "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren ist nur für Punkt-Punkt-Verbindungen geeignet. Die zwei kombinierten Stationen (oder C-Stationen) an beiden Enden der Verbindung können sowohl Befehle als auch Meldungen senden bzw. empfangen (s. Bild 2.4).

Weil beide Stationen bei der Steuerung der Datenverbindung gleichberechtigt sind, d.h. jede die Verbindung initialisieren, rücssetzen oder beenden, und ferner zu jedem Zeitpunkt Rahmen senden kann, spricht man hier von dem "asynchronous balanced mode of operation" oder abgekürzt ABM-Betrieb.

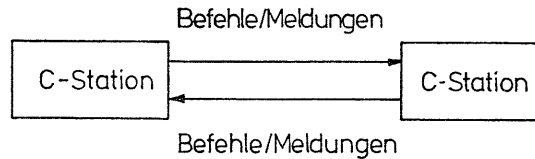


Bild 2.4: Punkt-Punkt-Verbindung bei der "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren.

Die Behandlung von Befehlen mit P-Bit wird ähnlich wie beim ARM-Betrieb durchgeführt. Der einzige Unterschied liegt darin, daß beim ABM-Betrieb beide C-Stationen Befehle mit P-Bit senden dürfen, während beim ARM-Betrieb dies nur die P-Station darf.

2.3.4. Spezifizierung einer HDLC-Datenverbindung

Eine HDLC-gesteuerte Datenstation muß folgenden Grundvorrat an Befehlen bzw. Meldungen beherrschen:

- (1) I-, RR-, RNR-Rahmen; dabei ist der Modulo-Wert gleich 8 festgelegt,
- (2) abhängig von der gewählten Betriebsart, eine gewisse Anzahl von U-Rahmen für Initialisierung, Beendigung und Rücksetzen der Datenverbindung.

Für die Klassenzugehörigkeit einer Datenstation werden folgende Abkürzungen benutzt:

- UN : "Unbalanced" Klasse von HDLC-Prozeduren, normaler Antwortbetrieb (NRM).
- UA : "Unbalanced" Klasse von HDLC-Prozeduren, asynchroner Antwortbetrieb (ARM).
- BA : "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren (ABM).

Neben dem oben genannten Grundvorrat sind außerdem einige optionale Funktionen definiert, die den Grundvorrat entweder ändern oder erweitern. Als Beispiele von optionalen Funktionen können genannt werden:

- Option 2 : Benutzung des REJ-Rahmens.
- Option 7 : Erweiterung des Adressfeldes für einen größeren Adressierungsraum.
- Option 8 : I-Rahmen sind nur als Befehle zu verwenden.
- Option 9 : I-Rahmen sind nur als Meldungen zu verwenden.
- Option 10: Erweiterung des Steuerfeldes um weitere 8 Bits für einen Modulo-Wert von 128.

Eine HDLC-Station ist dann durch die Angabe ihrer Klassenzugehörigkeit und der implementierten optionalen Funktionen spezifiziert. Diese Angabe kann beispielsweise folgendermaßen gemacht werden:

- UN,2,9 : Normaler Antwortbetrieb (NRM) mit Benutzung des REJ-Rahmens (Option 2) und einseitigem Informationstransfer von der S- nach der P-Station (Option 9).
- UA,8,10 : Asynchroner Antwortbetrieb (ARM) mit einseitigem Informationstransfer von der P- nach der S-Station (Option 8), wobei für die Durchnummerierung der I-Rahmen der Modulo-Wert von 128 benutzt ist (Option 10).
- BA,2,10 : "Balanced" Betriebsart (ABM) mit Benutzung des REJ-Rahmens (Option 2); der Modulo-Wert ist gleich 128 (Option 10).

2.4. Methode zur automatischen Fehlerkorrektur

Informationsrahmen, die sich aufgrund der Prüfung des FCS-Feldes als gestört erweisen (FCS-Fehler), werden einfach von der empfangenden Station verworfen. Wie diese I-Rahmen danach von der sendenden Station wiederholt werden können, wird im folgenden beschrieben. Dabei wird die Benutzung eines S-Rahmens "Selective Reject" ausgeschlossen.

2.4.1. Wiederholung durch P/F-Bit

Weil die P/F-Bits immer paarweise gesendet werden - zu einem P-Bit gehört ein F-Bit -, kann daraus eine Wiederholung von I-Rahmen abgeleitet werden.

Bei NRM und ARM kann der Empfang eines P-Bits (bzw. F-Bits) eine Wiederholung auslösen. Falls die N(R)-Nummer des empfangenen Rahmens mit P-Bit (bzw. F-Bit) nicht diejenigen I-Rahmen bestätigt, welche vor oder bei dem Senden des letzten F-Bits (bzw. P-Bits) übertragen wurden, werden diese I-Rahmen nochmals gesendet.

Bei ABM-Betrieb wird die Wiederholung nur aufgrund von empfangenen F-Bits ausgelöst, weil bei dieser Betriebsart die beiden C-Stationen Rahmen mit P-Bit senden dürfen.

2.4.2. Wiederholung durch REJ-Rahmen

Die Benutzung des REJ-Rahmens ermöglicht eine frühzeitigere Wiederholung von I-Rahmen als sie durch Wechseln von P/F-Bits möglich wäre.

Sobald eine Station einen Fehler in der Reihenfolge der I-Rahmen entdeckt hat (Sequence-Fehler), kann sie einen REJ-Rahmen senden. Die N(R)-Nummer des REJ-Rahmens ist dabei gleich dem Wert der Empfangsfolgevariablen V(R). Wie im Abschnitt 2.2.1 schon erwähnt, tritt ein Sequence-Fehler dann auf, wenn ein I-Rahmen empfangen wird, der sich zwar durch die FCS-Prüfung als fehlerfrei erweist, dessen Sendefolgennummer N(S) aber nicht mit dem Wert der Variablen V(R) übereinstimmt.

Beim Empfang des REJ-Rahmens wiederholt dann die Gegenstation alle unquittierten I-Rahmen, angefangen mit dem I-Rahmen, dessen N(S)-Nummer gleich der im REJ-Rahmen angegebenen N(R)-Nummer ist. Danach wird eine mögliche Wiederholung wegen des Empfangs eines Rahmens mit gesetztem P/F-Bit unterdrückt, um eine nochmalige Übertragung derselben I-Rahmen zu vermeiden (doppelte Wiederholung).

Bis zum korrekten Empfang des gewünschten I-Rahmens darf kein weiterer REJ-Rahmen gesendet werden.

2.4.3. Wiederholung durch Zeitüberwachung

Der letzte einer Serie von I-Rahmen kann nicht mit Hilfe von REJ-Rahmen wiederholt werden, weil nach diesem I-Rahmen kein weiterer folgt und deshalb kein Sequence-Fehler auftreten kann. Auch ein durch einen REJ-Rahmen wiederholter I-Rahmen kann im Falle von nochmaliger Störung nicht mehr mit Hilfe eines REJ-Rahmens wiederholt werden. Zur Sicherung gegen solche Fälle wird eine Zeitüberwachung bei der sendenden Station herangezogen.

Bei Ablauf der Zeitüberwachung (Time-out-Zustand) soll die betreffende Station geeignete Maßnahmen treffen, um festzustellen, ob Rahmen zu wiederholen sind. Eine P-Station im Time-out-Zustand soll sich nach dem Status der S-Station erkundigen, indem sie einen S-Rahmen mit P-Bit sendet und die Zeitüberwachung erneut anlaufen läßt. Mit Hilfe der N(R)-Nummer des demnächst zu empfangenden Rahmens mit F-Bit kann dann, wie im Abschnitt 2.4.1 beschrieben ist, eine Wiederholung ausgelöst werden.

Eine S-Station, welche nach der Betriebsart ARM arbeitet, soll im Time-out-Zustand entweder ihren zuletzt gesendeten I-Rahmen wiederholen oder, falls vorhanden, einen neuen I-Rahmen übertragen. Somit wird in der P-Station möglicherweise ein Sequence-Fehler erkannt, was dann zum Senden eines REJ-Rahmens führt.

S-Stationen im NRM-Betrieb besitzen keine Zeitüberwachung; sie überlassen es der P-Station, die Situation zu klären.

Für C-Stationen im ABM-Betrieb wird von HDLC nicht festgelegt, wie sie sich im Time-out-Zustand zu verhalten haben. Sie können z.B. wie die P-Station verfahren.

Ferner ist von HDLC nicht spezifiziert, wie die Zeitüberwachung in den Stationen zu implementieren ist. Lediglich werden im Annex B von IS 4335 /2/ folgende Empfehlungen gegeben:

"(1) Betriebsart NRM

Nur die P-Station hat eine Zeitüberwachung. Die dafür erforderliche Uhr ist beim Senden eines Befehles mit P-Bit zu starten. Die Uhr ist immer erneut zu starten beim Empfang einer Meldung ohne FCS-Fehler. Sie ist beim Empfang einer Meldung mit F-Bit anzuhalten.

(2) Betriebsart ARM

Die P-Station startet die Uhr jedesmal, wenn sie einen Befehl mit P-Bit zu der S-Station sendet. Sie ist beim Empfang einer Meldung mit F-Bit anzuhalten. (Die Uhr wird nicht erneut gestartet, wenn eine Meldung ohne FCS-Fehler eintrifft.) Die S-Station startet ihre Uhr beim Senden eines I-Rahmens. Sie ist beim Empfang eines Rahmens, welcher diesen I-Rahmen quittiert, anzuhalten. (Die Uhr wird nicht erneut gestartet.)

Wenn die Uhr "abgelaufen" ist, so tritt die betreffende Station in den Time-out-Zustand und verfährt wie vorher schon beschrieben."

Für die Betriebsart ABM wird von HDLC keine Empfehlung angegeben. Während der Durchführung dieser Arbeit hat sich folgende Implementierung der Zeitüberwachung als zweckmässig erwiesen:

"Jede C-Station hat eine Zeitüberwachung. Nach dem Senden eines I-Rahmens ist die Zeitüberwachungsuhr zu starten, falls sie nicht bereits läuft. Diese Uhr ist anzuhalten, falls die Station einen fehlerfreien I- oder S-Rahmen (d.h. ohne FCS-Fehler) empfängt, dessen N(R)-Nummer größer als die zuletzt empfangene N(R)-Nummer ist.

Falls die Uhr angehalten ist und an der Station noch unquittierte I-Rahmen vorhanden sind, muß die Uhr erneut gestartet werden.

Beim Ablauf der Zeitüberwachung sendet die betreffende Station einen S-Rahmen mit gesetztem P-Bit und läßt die Uhr erneut anlaufen. Mit Hilfe des dadurch angeforderten Rahmens mit einem F-Bit und der N(R)-Nummer in diesem Rahmen kann dann eine Wiederholung ausgelöst werden."

Hier soll erwähnt werden, daß die oben beschriebene Implementierung der Zeitüberwachung für eine kombinierte Station ebenfalls für eine P-Station in der Betriebsart ARM anwendbar ist.

2.5. Einige HDLC-Ablaufbeispiele

In diesem Abschnitt sind einige Ablaufbeispiele dargestellt, die als Unterstützung der bis jetzt mehr oder weniger formalen Beschreibung der HDLC-Prozeduren dienen sollen.

Der Einfachheit halber werden nur voll-duplex betriebene Punkt-Punkt-Verbindungen betrachtet, wobei die von einer Station gesendeten Rahmen jeweils in einer Spalte aufgeführt sind. Der Verlauf der Zeitachse ist dabei von oben nach unten gerichtet.

Zur Darstellung der Rahmen wird ein Schema benutzt, das ähnlich wie das in den HDLC-Dokumenten vorgeschlagene ist. Eine Erklärung dieser Darstellung ist im Bild 2.5 zu finden; das Schema selbst wird in Bild 2.6 bis 2.10 erläutert.

Zunächst werden die zwei Beispiele in Bild 2.6 betrachtet, wobei die Übertragungsstrecke als störungsfrei angenommen wird. Es werden hier die beiden "unbalanced" Klassen, nämlich NRM und ARM, betrachtet. In der linken Spalte sind die Rahmen dargestellt, die von der P-Station gesendet werden. Die Rahmen in der rechten Spalte gehören der S-Station.

Die schräg verlaufenden Pfeile zwischen den Stationen sollen die Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke darstellen. Ihre Spitze

- ① $\boxed{I, n, m}$ I-Rahmen mit Sendefolgennummer $N(S) = n$
mit Empfangsfolgennummer $N(R) = m$
und ohne P/F -Bit
- ② $\boxed{I, n, m, P(F)}$ wie ① aber mit P-Bit (bzw. F-Bit)
- ③ $\boxed{I X, m}$ S-Rahmen mit Empfangsfolgennummer $N(R) = m$
und ohne P/F -Bit
wobei $X = RR$ für RR-Rahmen
= RNR für RNR-Rahmen
= REJ für REJ -Rahmen
- ④ $\boxed{I X, m, P(F)}$ wie ③ aber mit P-Bit (bzw. F-Bit)
- ⑤ $\boxed{\text{Zerbrochener Rahmen}}$ Durch Übertragungsfehler gestörter Rahmen
- ⑥ \boxed{II} wiederholter Rahmen

Bild 2.5: Schematische Darstellung der Rahmen.

zeigt den Ankunftszeitpunkt des letzten Bits eines Rahmens bei der empfangenden Station.

Im Bild 2.6.a) sendet die P-Station I-Rahmen kontinuierlich nacheinander. Die I-Rahmen werden nach dem Modulo-Wert 8 durchnummeriert. Deshalb folgt dem Rahmen "I,7,4" der Rahmen "I,0,4,P" mit der Sendefolgennummer $N(S)$ gleich 0 (Die $N(S)$ -Nummer ist angegeben durch die ersten Ziffern, vgl. die Erklärung in Bild 2.5). Da hier die Betriebsart NRM gewählt ist, darf die S-Station erst senden, nachdem sie einen Befehl mit P-Bit von der P-Station empfangen hat. Dies tut sie auch nach dem Empfang des Rahmens "I,0,0,P".

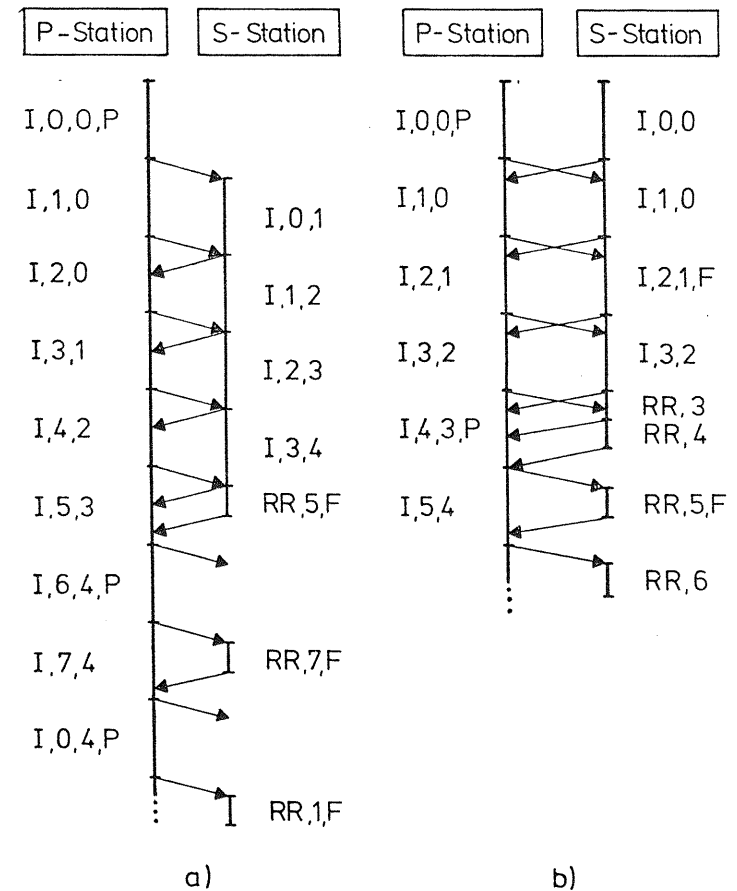


Bild 2.6: Die "Unbalanced" Klassen von HDLC-Prozeduren:

- a) Normaler Antwortbetrieb (NRM),
- b) Asynchroner Antwortbetrieb (ARM).

Die S-Station fängt mit dem I-Rahmen "I,0,1" an. Dieser I-Rahmen hat eine N(S)-Nummer gleich 0, weil er der erste gesendete I-Rahmen überhaupt ist. Die Empfangsfolgenummer N(R) ist gleich 1; dadurch teilt sie der P-Station mit, daß sie Rahmen mit N(S) kleiner als 1 korrekt empfangen hat (hier den Rahmen "I,0,0,P"). Dieselbe Bedeutung hat die N(R)-Nummer aller Rahmen.

Es wird angenommen, daß die S-Station lediglich 4 I-Rahmen zum Senden hat. Nachdem sie diese 4 I-Rahmen gesendet hat, schließt sie ihre Übertragung mit "RR,5,F" ab. Das F-Bit soll dabei der P-Station mitteilen, daß die S-Station schon aufgehört hat zu senden. Erst beim Empfang des nächsten Rahmens mit P-Bit darf die S-Station erneut senden. Im Bild 2.6.a) sendet deshalb die S-Station "RR,7,F" nach dem Empfang von "I,6,4,P". Der RR-Rahmen wird hier als Quittung für den Rahmen "I,6,4,P" benutzt, weil in diesem Augenblick die S-Station keine neuen I-Rahmen zum Senden hat.

Anmerkung:

Bei den Betriebsarten ARM und AEM hat das P/F-Bit eine ganz andere Funktion, weil hier beide Stationen jederzeit Rahmen senden dürfen. Deshalb werden sie als "asynchron" bezeichnet. Eine Station muß beim Empfang eines Befehles mit P-Bit so früh wie möglich eine Meldung mit F-Bit zurücksenden.

Im Bild 2.6.b) sendet deshalb die S-Station nach dem Empfang von "I,0,0,P" den Rahmen "I,2,1,F". Im Gegensatz zu der Betriebsart NRM nach Bild 2.6.a) braucht die S-Station danach nicht aufzuhören mit Senden. Das P-Bit wird also bei den asynchronen HDLC-Betriebsarten benutzt, um so früh wie möglich eine Meldung mit F-Bit zu erhalten.

Wie im Abschnitt 2.4.1 beschrieben ist, kann der paarweise Austausch von P/F-Bit Wiederholungen von I-Rahmen auslösen. Bild 2.7 zeigt eine ähnliche Situation wie Bild 2.6.a). Lediglich ist hier der von der S-Station gesendete I-Rahmen "I,0,1" durch Übertragungsfehler gestört. Dieser I-Rahmen wird deshalb von der P-

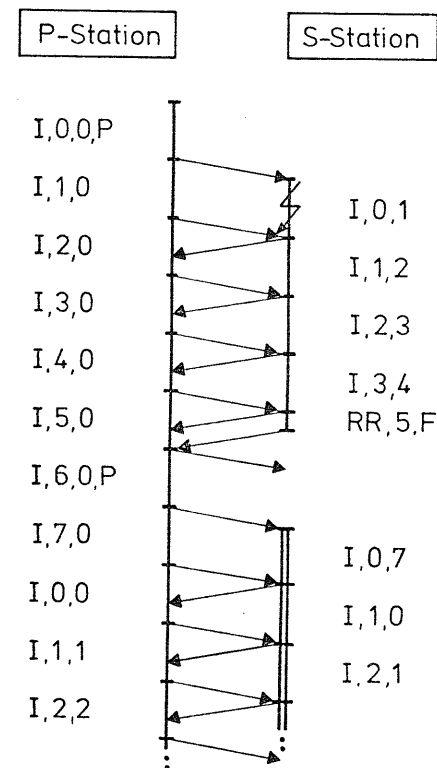


Bild 2.7: Normaler Antwortbetrieb (NRM): Wiederholung durch P/F-Bit.

Station verworfen. Die nachfolgenden I-Rahmen "I,1,2", "I,2,3" und "I,3,4" sind zwar von der P-Station ohne Störung empfangen, sie beinhalten aber einen Sequence-Fehler, da der I-Rahmen mit N(S) gleich 0 fehlt. Der Inhalt des I-Feldes dieser drei I-Rahmen wird von der P-Station ebenfalls verworfen (Deshalb bleibt die N(R)-

Nummer der danach von der P-Station gesendeten Rahmen gleich 0, sie quittiert keinen I-Rahmen). Lediglich das Steuerfeld (C-Feld) dieser Rahmen mit Sequence-Fehler wird angeschaut, um eine mögliche Bestätigung zu bearbeiten. In unserem Beispiel kann die P-Station beim Empfang von "I,1,2" die Kopien der Rahmen mit N(S)=0 und 1 vom Speicher löschen.

Die S-Station schließt ihr Senden mit "RR,5,F" ab. Beim Empfang von "I,6,0,P" darf sie wieder senden. Da die N(R)-Nummer von "I,6,0,P" gleich 0 ist, erkennt die S-Station, daß die P-Station ihre vor dem "RR,5,F" übertragene I-Rahmen noch nicht "korrekt" empfangen hat. Deshalb wiederholt sie diese I-Rahmen.

Hier läßt sich erkennen: Falls die S-Station mehr I-Rahmen zum Senden hätte, würde sie ihre Übertragung später mit einem F-Bit abschließen. Die Wiederholung der I-Rahmen aufgrund von gesetztem P/F-Bit würde dann ebenfalls später erfolgen. In diesem Fall kann die Benutzung des REJ-Rahmens zu einer früheren Wiederholung führen (siehe Bild 2.8).

Im Bild 2.8 wird dieselbe Situation nochmals betrachtet, wobei die P-Station nun die Möglichkeit hat, REJ-Rahmen zu senden. Der gestörte Rahmen "I,0,1" wird zunächst von der P-Station wie vorher verworfen. Beim Empfang von "I,1,2" erkennt die P-Station, daß I-Rahmen mit N(S)=0 fehlt, und sendet deshalb einen REJ-Rahmen mit N(R)=0. Die Rahmen "I,1,2", "I,2,3" und "I,3,4" werden von der P-Station wie vorher behandelt, d.h. es wird lediglich das C-Feld dieser Rahmen angeschaut. Beim Empfang von "REJ,0" wiederholt dann die S-Station den Rahmen mit N(S)=0 und die nachfolgenden.

Die Benutzung von REJ-Rahmen erlaubt also, im Vergleich zu dem Beispiel im Bild 2.7, eine frühere Wiederholung von I-Rahmen als sie mit Hilfe von P/F-Bits möglich wäre.

Hier soll die Tatsache betont werden, daß der REJ-Rahmen nicht gleich beim Empfang eines gestörten Rahmens gesendet wird, sondern

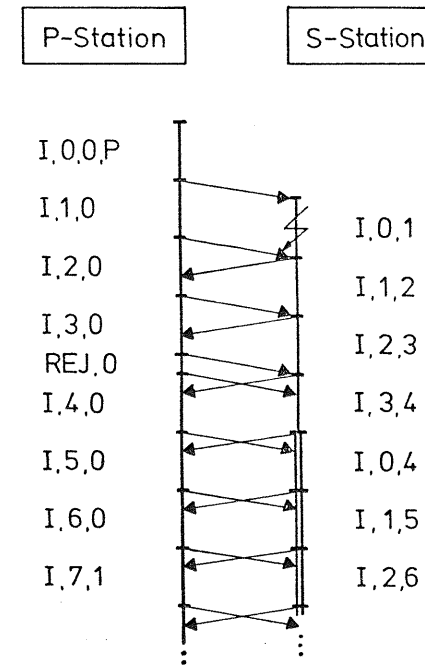


Bild 2.8: Normaler Antwortbetrieb (NRM): Wiederholung durch REJ-Rahmen.

erst beim Empfang des nächsten I-Rahmens, welcher keinen Übertragungsfehler beinhaltet, aber einen Fehler in der Reihenfolge aufweist. Damit wird gewährleistet, daß keine falsche Wiederholung ausgelöst wird; bei leerlaufendem Übertragungskanal können ja Rahmen durch Störimpulse vorgetäuscht werden, außerdem können auch S- bzw. U-Rahmen gestört werden. Eine falsche Wiederholung könnte unter Umständen zu einem Auseinanderlaufen der Variablen V(S) und V(R) in den beiden Stationen führen, was eine Beeinträchtigung der Zuverlässigkeit der Prozedur bedeuten würde.

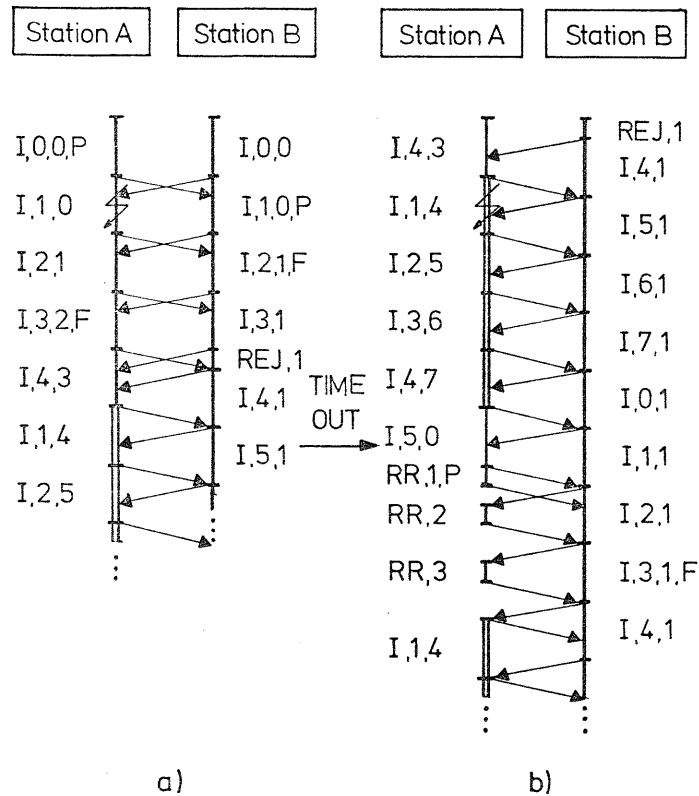


Bild 2.9: Die "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren (ABM):

- a) Wiederholung durch REJ-Rahmen,
- b) Wiederholung durch Zeitüberwachung.

Bei den Betriebsarten ARM und ABM geschieht die Verwendung des REJ-Rahmens auf gleiche Weise. Bild 2.9.a) zeigt ein Beispiel mit der Betriebsart ABM. Da die beiden C-Stationen gleichberechtigt sind, darf jede Station Befehle mit P-Bit senden. Beim Empfang eines Rahmens mit P-Bit muß die C-Station so früh wie möglich eine Meldung mit F-Bit zurücksenden.

Es wird nun angenommen, daß Rahmen "I,1,0" der C-Station A gestört ist. Die C-Station B sendet deshalb nach dem Empfang von "I,2,1" wegen des aufgetretenen Sequence-Fehlers den Rahmen "REJ,1". Dieser REJ-Rahmen veranlaßt die Station A, den Rahmen mit N(S)=1 sowie die nachfolgenden zu wiederholen. Was passiert nun, falls der wiederholte Rahmen "I,1,4" erneut gestört wird? Dieser Fall ist im Bild 2.9.b) dargestellt. Da Station B schon einen REJ-Rahmen mit N(R)=1 gesendet hat, darf sie solange keinen weiteren REJ-Rahmen senden, bis sie den I-Rahmen mit N(S)=1 korrekt empfängt (s. Abschnitt 2.4.2). Die Situation im Bild 2.9.b) kann dann mit Hilfe der Zeitüberwachung geklärt werden.

Beim Wiederholen von "I,1,4" startet die Station A die Uhr für die Zeitüberwachung. Falls nach einer gewissen Zeitspanne keine Bestätigung für diesen Rahmen eintrifft, geht Station A in den Timeout-Zustand. In diesem Zustand versucht Station A mit Hilfe eines Befehles mit P-Bit eine sofortige Antwort von Station B zu erhalten. In unserem Beispiel sendet Station A nach Ablauf der Uhr einen RR-Rahmen mit P-Bit ("RR,1,P"). Als Antwort auf diesen RR-Rahmen sendet die Station B "I,3,1,F". Der Empfang dieses Rahmens mit F-Bit löst dann bei Station A die nochmalige Wiederholung von dem I-Rahmen mit N(S)=1 und von seinen nachfolgenden aus.

Bis jetzt wurden Beispiele betrachtet, bei denen die Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke relativ klein war im Vergleich zur Übertragungsdauer eines I-Rahmens. Das letzte Beispiel im Bild 2.10 soll nun das Zusammenspiel zwischen dem Modulo-Wert und der Laufzeit beschreiben.

Betrachtet werden zwei C-Stationen im ABM-Betrieb, wobei der Einfachheit halber angenommen wird, daß nur Station A I-Rahmen zu übertragen hat. Station B quittiert die empfangenen I-Rahmen mit Hilfe von RR-Rahmen. Wie im Abschnitt 2.2.1 schon erwähnt ist, darf eine Station bei einem Modulo-Wert von 8 zu jedem Zeitpunkt maximal 7 (bzw. 127 bei Modulo 128) I-Rahmen unquittiert haben. In unserem Beispiel nach Bild 2.10 muß deshalb Station A nach dem

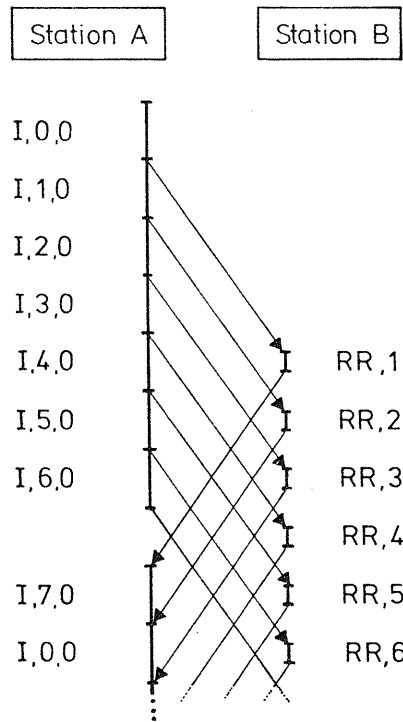


Bild 2.10: Die "Balanced" Klasse von HDLC-Prozeduren (ABM):
Einfluß des Modulo-Wertes.

Senden von "I,6,0" mit der Übertragung aufhören, weil sie nun 7 unquittierte I-Rahmen hat. Wegen der höheren Laufzeit auf der Übertragungsstrecke kommt die erste Quittung "RR,1" zu spät bei Station A an. Erst beim Empfang von "RR,1" kann Station A neue I-Rahmen weitersenden.

In diesem Beispiel bleibt also der Übertragungskanal von A nach B für eine gewisse Zeitdauer unbenutzt. Falls ein höherer Modulo-Wert verwendet wird, z.B. Modulo 128, kann Station A kontinuierlich senden, womit keine Übertragungskapazität verloren geht. Der Einfluß dieser "Modulo-Regel" auf die Leistungsfähigkeit einer HDLC-gesteuerten Datenverbindung wird in den nächsten Kapiteln noch genauer behandelt.

3. GRUNDGEDANKEN ZUR LEISTUNGSUNTERSUCHUNG VON DATENÜBERTRAGUNGS-PROZEDUREN

In diesem Kapitel sind die wichtigsten Überlegungen beschrieben, die als Grundlage dieser Arbeit dienen. Diese Überlegungen gelten im Prinzip für die Untersuchung von jeder beliebigen Datenübertragungsprozedur. Des leichteren Verständnisses wegen wird ihre Beschreibung am Beispiel der HDLC-Prozeduren durchgeführt. Dies ist der Grund, weshalb im vorhergehenden Kapitel 2 ein Überblick über die HDLC-Prozeduren gegeben wurde.

In dem nächsten Abschnitt wird das Modell der zu untersuchenden Datenverbindung vorgestellt. Anhand dieses Modells werden dann die Verkehrsgrößen definiert, die zur Beurteilung der Leistungsfähigkeit herangezogen werden können. Im Abschnitt 3.4 sind einige bisherige Arbeiten über die Leistungsuntersuchung von Datenübertragungsprozeduren, insbesondere der HDLC-Prozeduren, zusammengestellt. Schließlich wird ein neues analytisches Verfahren zur Bestimmung der Verkehrsgrößen vorgestellt. Grundidee bei diesem Verfahren ist die Einführung einer sogenannten "virtuellen Übertragungszeit", mit deren Hilfe sich die Verkehrsgrößen in expliziten und numerisch leicht auswertbaren Formeln angeben lassen.

3.1. Modell der zu untersuchenden Datenverbindung

Das Modell der zu untersuchenden Datenverbindung ist im Bild 3.1 dargestellt. Es besteht aus zwei Datenstationen, Station A und Station B, die über eine Übertragungsstrecke Informationen miteinander austauschen. Es sei angenommen, daß die Übertragungsstrecke während der gesamten Untersuchungszeit funktionsfähig ist.

Information, die von Station A zur Station B zu übertragen ist oder umgekehrt, kommt an Station A (bzw. Station B) in Form von Blöcken mit einer mittleren Rate von λ_A (bzw. λ_B) Blöcken pro Sekunde an. Im folgenden werden diese Blöcke "Informationsblöcke" (I-Blöcke) genannt, zur Unterscheidung von HDLC-Informationsrahmen (I-Rahmen).

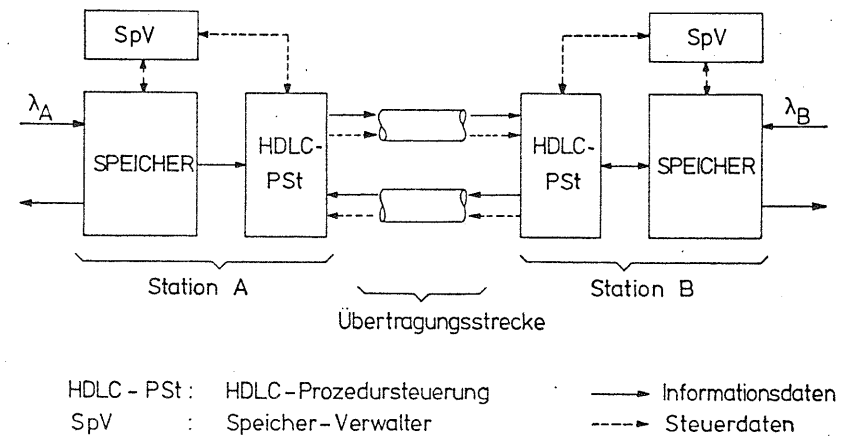


Bild 3.1: Struktur des Modells der HDLC-gesteuerten Datenverbindung.

Die Informationsblöcke haben i.a. eine variable Länge. Diese Blöcke werden aber meistens in mehrere kürzere Blöcke unterteilt, um ihre Verarbeitung sowie Speicherung zu erleichtern. In dieser Arbeit wird deshalb angenommen, daß die I-Blöcke eine konstante Länge von l bit haben.

Der Speicher dient der Speicherung der zu übertragenden I-Blöcke und der empfangenen Rahmen. Er wird durch den Speicherverwalter SpV verwaltet und ist als unbegrenzt groß angenommen (kein Speicher-Überlauf).

Die Steuerung des Informationstransfers geschieht nach den Regeln von HDLC. Aufgrund der verkehrstheoretischen Zielsetzung dieser Untersuchung wird hier angenommen, daß die Initialisierung der HDLC-Steuerungen bereits erfolgreich abgeschlossen ist und daß während der Gesamtdauer der Untersuchung kein so schwerwiegender Fehler auftritt, daß ein Rücksetzen (Neubeginn) oder Abbauen der Verbindung erforderlich ist.

Die HDLC-Prozedursteuerungen sind entweder gemäß den "Unbalanced" Klassen oder der "Balanced" Klasse betrieben. Falls die "Unbalanced" Klassen gewählt sind, wird vereinbart, daß Station A die primäre Station (P-Station) und Station B die sekundäre Station (S-Station) ist. Neben den I- und RR-Rahmen wird der REJ-Rahmen benutzt, um eine beschleunigte Wiederholung von I-Rahmen zu ermöglichen. Die Benutzung von RNR-Rahmen ist nicht erforderlich, da der Speicher als "unendlich groß" angenommen ist.

Die zu übertragenden I-Blöcke werden nach der Reihenfolge ihres Eintreffens bearbeitet. Jeder I-Rahmen enthält in seinem Informationsfeld (I-Feld) genau einen I-Block.

Nach der im vorherigen Kapitel erwähnten Modulo-Regel darf die Anzahl der unquittierten I-Rahmen in einer Station maximal gleich dem Modulo-Wert minus 1 sein. Die HDLC-Prozeduren legen diesen Modulo-Wert entweder bei 8 oder bei 128 fest. Der Flexibilität wegen wird in dieser Arbeit vereinbart, daß der Modulo-Wert beliebig groß sein kann; die einzige Beschränkung besteht darin, daß er mindestens gleich 2 sein muß. Der Modulo-Wert ist für beide Stationen einheitlich gewählt.

Weil die Länge des Steuerfeldes nur oktettweise erweiterbar ist, gilt zwischen der Länge l_C des Steuerfeldes und dem Modulo-Wert MOD folgender Zusammenhang:

$$\text{MOD} \leq 2^{(l_C-2)/2} \quad (3.1)$$

Bei einem I-Rahmen ist dann die Anzahl der zusätzlichen Bitstellen für Flags, Adress-, Steuer- und FCS-Feld:

$$l_S = l_C + 40 \quad (3.2)$$

l_S ist außerdem gleich der Länge der S-Rahmen.

Die Übertragungsstrecke wird voll-duplex betrieben, d.h. für jede Senderichtung steht ein getrennter Übertragungskanal zur Verfügung. Die Übertragungsgeschwindigkeit beträgt v bit/sec. Ein I-

Rahmen, der einen I-Block von l bit beinhaltet, benötigt dann eine konstante "reale" Übertragungszeit (zur Unterscheidung von der später einzuführenden "virtuellen" Übertragungszeit) von

$$t_I = (l+l_S)/v \quad (3.3)$$

Für die Übertragung eines S-Rahmens wird benötigt:

$$t_S = l_S/v \quad (3.4)$$

Die Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke, d.h. die Zeit, die ein Bit braucht, um von Station A zu Station B (oder umgekehrt) zu gelangen, wird als konstant angenommen und mit t_{prop} gekennzeichnet. Die Verarbeitungszeit eines empfangenen bzw. zu sendenden Rahmens wird ebenfalls als konstant angenommen und mit t_{proc} gekennzeichnet. Der Einfachheit halber wird in dieser Arbeit die Verarbeitungszeit mit der Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke zu einer konstanten Verzögerungszeit t_L zusammengefaßt:

$$t_L = t_{proc} + t_{prop} \quad (3.5)$$

Es wird angenommen, daß die übertragenen I-Rahmen statistisch unabhängig voneinander gestört werden. Diese Annahme ist eher als pessimistisch anzusehen, da bei abhängigen Störungen eine bessere Ausnutzung der Übertragungsstrecke zu erwarten ist. Die Wahrscheinlichkeit, daß ein I-Rahmen gestört ist, wird "Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit" genannt und mit p_F gekennzeichnet.

Falls die Bitfehlerwahrscheinlich p_{Bit} , d.h. die Wahrscheinlichkeit, daß ein Bit gestört ist, auch als unabhängig angenommen wird, ergibt sich dann die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit zu:

$$p_F = 1 - (1-p_{Bit})^{l+l_S} \quad (3.6)$$

3.2. Definition der leistungskennzeichnenden Verkehrsgrößen

Zur Leistungsuntersuchung einer Datenverbindung nach Bild 3.1 können zwei Verkehrssituationen betrachtet werden:

- (1) Gesättigte Verkehrssituation und
- (2) Ungesättigte Verkehrssituation.

3.2.1. Gesättigte Verkehrssituation

Bei dieser Verkehrssituation stehen immer genügend I-Blöcke zur Übertragung an, d.h. der Informationstransfer von einer Datenstation zu der anderen muß nicht wegen Mangel an I-Blöcken unterbrochen werden. Diese Situation tritt bei solchen Anwendungen auf, wo große Mengen von Daten zu übertragen sind, wie z.B. bei der Übertragung von großen Dateien zwischen Datenbanken (File Transfer).

In diesem Fall ist der Durchsatz D der Datenverbindung von besonderem Interesse. Der Durchsatz ist definiert als die mittlere Anzahl von korrekt übertragenen Informationsbits pro Sekunde (Informationsbits sind solche, die im Informationsfeld der I-Rahmen enthalten sind). Bezieht man den Durchsatz D auf die Übertragungsgeschwindigkeit v , so erhält man den normierten Durchsatz

$$D_n = D/v \quad (3.7)$$

Der normierte Durchsatz D_n kann als "Wirkungsgrad" der benutzten Datenverbindung angesehen werden.

3.2.2. Ungesättigte Verkehrssituation

Im Gegensatz zu dem gesättigten Fall ist die Übertragungsstrecke nun nur zum Teil ausgelastet und die Anzahl der zu übertragenden I-Blöcke schwankt statistisch. Diese Verkehrssituation tritt z.B. bei Datenverarbeitungsanlagen mit interaktivem Betrieb auf, bei Auskunftssystemen, usw.

In diesem Fall kann für die Leistungsbewertung der Datenverbindung die mittlere Transferzeit eines I-Blockes herangezogen werden. Diese Transferzeit eines I-Blockes ist definiert als das Zeitintervall zwischen der Ankunft dieses Blockes an einer Station bis zu seinem korrekten Empfang durch die Gegenstation. Es wird hier nochmals darauf hingewiesen, daß ein I-Block erst dann korrekt empfangen ist, wenn er ohne Übertragungsfehler und in der richtigen Reihenfolge empfangen ist.

Neben dieser Transferzeit kann u.a. die Speicherverweilzeit eines I-Blockes von Interesse sein. Sie ist definiert als das Zeitintervall zwischen der Ankunft eines I-Blockes an einer sendenden Station bis zu seinem Löschen im Speicher. Da die HDLC-Prozeduren nach der ARQ-Methode arbeiten, kann ein I-Block erst dann im Speicher gelöscht werden, wenn eine positive Quittung empfangen wurde. Die Speicherverweilzeit ist also gleich der Summe aus der Transferzeit und der benötigten Zeit für die Übertragung der Quittung.

3.3. Einige bisherige Arbeiten über die Leistungsuntersuchung von Datenverbindungen

In der dem Verfasser bekannten Literatur gibt es eine Vielzahl von Veröffentlichungen (/22/ bis /46/), welche sich mit der Leistungsuntersuchung von Datenverbindungen beschäftigten. Die Mehrzahl davon behandelt allgemeine Systeme, die mit den ARQ-Methoden wie Send-and-Wait, Go-back-N oder selektive Wiederholung (vgl. Abschnitt 1.1.1.1) arbeiten. Dabei wurden die Randbedingungen, welche durch eine reale Übertragungsprozedur gegeben sein können, wie z.B. Modulo-Wert, P/F-Bit, Zeitüberwachung,..., kaum beachtet. Nur einige davon sind auf eine bestimmte Datenübertragungsprozedur abgestützt. Im folgenden sollen einige Arbeiten vorgestellt werden, bei welchen die HDLC-Prozeduren als Grundlage dienen.

Masunaga berechnet in /22/ und /23/ den Durchsatz einer gesättigten Punkt-Punkt-Verbindung, die mit der Betriebsart NRM arbeitet. Dabei wurde eine halb-duplex-betriebene Übertragungsstrecke mit unabhängigen Bitfehlern betrachtet. Die Länge der I-Rahmen war als konstant angenommen. Neben dem Durchsatz war ebenfalls die optimale Länge der I-Rahmen als Funktion der Bitfehlerwahrscheinlichkeit angegeben (Als optimale Länge der I-Rahmen wurde diejenige Länge definiert, bei welcher der Durchsatz einen maximalen Wert erreicht).

Traynham und Steen untersuchten in /24/ und /25/ den Durchsatz einer gesättigten Punkt-Punkt-Verbindung, die durch folgende Prozeduren gesteuert wurde: ESC und SDLC von IBM (SDLC entspricht der HDLC-Betriebsart NRM) sowie HDLC-ARM. Die Übertragungsstrecke konnte entweder halb- oder voll-duplex betrieben werden. Die Analyse wurde unter folgenden Annahmen durchgeführt:

- einseitiger Informationstransfer von der P-Station zu der S-Station.
- I-Rahmen hatten eine konstante Länge.
- einem durch Übertragungsfehler gestörten I-Rahmen folgte immer ein fehlerfreier I-Rahmen, d.h. Sequence-Fehler konnten sofort mit Hilfe des nächsten I-Rahmens erkannt werden. Ferner war die Wahrscheinlichkeit, daß ein I-Rahmen bei seiner Wiederholung nochmals gestört wurde, vernachlässigt.

Dasselbe Problem wurde von Kaul /26/ behandelt, allerdings mit einem anderen analytischen Verfahren.

Der Einfluß des Modulo-Wertes auf die Transferzeit der I-Rahmen wurde von Yu und Majithia in /27/ untersucht. Dabei war die voll-duplex betriebene Übertragungsstrecke als störungsfrei angenommen. Außerdem wurde die Signallaufzeit vernachlässigt. Die Länge der I-Rahmen konnte entweder konstant oder negativ exponentiell verteilt sein.

Gelenbe, Labetoulle und Pujolle berechneten in /28/ den Durchsatz einer Punkt-Punkt-Verbindung als Funktion des Modulo-Wertes, der Bitfehlerwahrscheinlichkeit und der negativ exponentiell verteilten Länge der I-Rahmen. Die Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke war vernachlässigt. Die gewählte Übertragungsprozedur war den HDLC-Prozeduren in der Betriebsart ABM recht ähnlich. In /29/ erweiterten Labetoulle und Pujolle ihre Berechnung auf die Bestimmung der Transferzeit bei einer Übertragungsstrecke mit Laufzeit. Allerdings wurden dabei die Übertragungsfehler vernachlässigt.

Eine Überprüfung der analytischen Näherungslösungen durch Simulation der HDLC-Datenübertragung auf einem Rechner wurde außer in /26/ in keiner der oben genannten Arbeiten durchgeführt.

3.4. Benutzte Methoden zur Leistungsuntersuchung

3.4.1. Simulationsmethode

In dem vorherigen Abschnitt wurden einige Untersuchungen über die Leistungsfähigkeit von Datenverbindungen, insbesondere von denjenigen, die durch die HDLC-Prozeduren gesteuert werden, vorgestellt. Der Hauptunterschied zwischen diesen Untersuchungen und der hier vorgestellten besteht darin, daß diese Untersuchung so genau wie möglich das wirkliche Verhalten von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen berücksichtigt und deshalb genauere Ergebnisse liefert.

Das erste Ziel dieser Arbeit war deswegen, alle diejenigen Faktoren, die die Leistungsfähigkeit im wesentlichen bestimmen, zu identifizieren. Um dieses Ziel zu erreichen, wurde zunächst von einem heute vielbenutzten Hilfsmittel, nämlich der Simulationstechnik, Gebrauch gemacht. Das implementierte Simulationsmodell entspricht vollkommen dem im Abschnitt 3.1. beschriebenen Modell. Es beinhaltet nicht nur die Charakteristiken der Übertra-

gungsstrecke wie Übertragungsgeschwindigkeit, Laufzeit, Fehlerwahrscheinlichkeit,..., sondern auch alle HDLC-spezifischen Faktoren wie Modulo-Regel, Wiederholungsmechanismen, Zeitüberwachung,..., wie sie im Kapitel 2 beschrieben sind.

Der Hauptnachteil der Simulationstechnik ist, daß sie sehr zeitaufwendig ist. Deshalb wird in dieser Arbeit ein analytisches Verfahren entwickelt, das in dem nächsten Abschnitt beschrieben wird. Die Ergebnisse sehr zahlreicher Simulationsläufe bestätigen die große Zuverlässigkeit dieses Verfahrens (vgl. Kap. 4 und 5).

3.4.2. Das neue analytische Verfahren mit Hilfe der "virtuellen" Übertragungszeit

Mit den Erkenntnissen, welche aus der Simulationsuntersuchung gewonnen wurden, wird ein analytisches Verfahren entwickelt, das

- (1) eine schnelle und zuverlässige Bestimmung der leistungskennzeichnenden Verkehrsgrößen und
- (2) eine tiefe Einsicht in die Mechanismen, die die Leistungsfähigkeit beeinflussen,

erlaubt. Im folgenden wird dieses analytische Verfahren beschrieben.

3.4.2.1. Definition der "virtuellen" Übertragungszeit

Bevor die Definition der virtuellen Übertragungszeit gegeben wird, sollen zunächst einige Begriffe in Erinnerung gerufen werden:

- Ein I-Rahmen mit l Informationsbits und l_s Steuerbits benötigt für seine Übertragung eine "reale" Übertragungszeit von

$$t_I = (l+l_s)/v \quad (3.8)$$

In der realen Übertragungszeit eines I-Rahmens ist also die Laufzeit auf der Übertragungsstrecke nicht enthalten.

- Ein I-Rahmen ist "korrekt" empfangen, falls er ohne FCS-Fehler (Übertragungsfehler) und ohne Sequence-Fehler (d.h. in der richtigen Reihenfolge) empfangen wird.

- Ein I-Rahmen gilt im Moment der Absendung seines letzten Bits als "korrekt" übertragen, unter der Bedingung, daß er nach seiner Laufzeit auf der Übertragungsstrecke von der Gegenstation korrekt empfangen wird.

Mit Hilfe dieser Begriffe ist die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens folgendermaßen definiert:

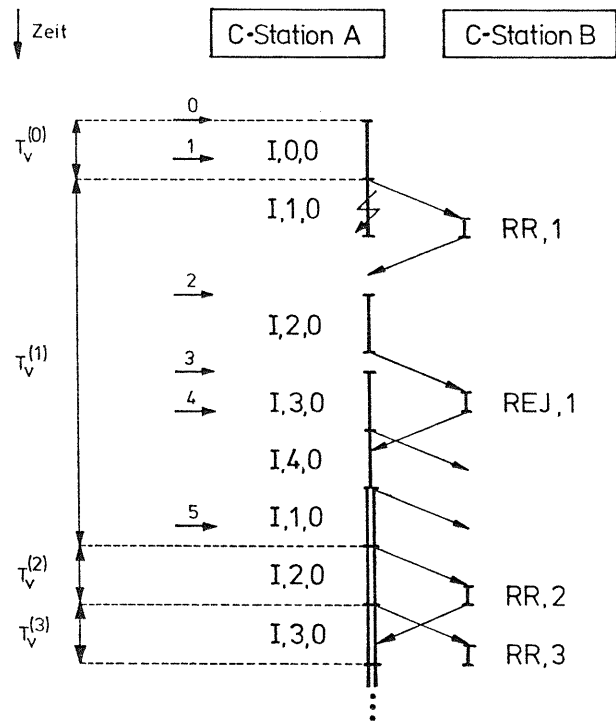
" Die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens mit der Sendefolgennummer $N(S)=i$ beginnt mit dem Anfang seiner Übertragung unter der Bedingung, daß sein Vorgänger, I-Rahmen mit $N(S)=i-1$, in diesem Zeitpunkt schon korrekt übertragen ist. Sie endet mit dem Ende der korrekten Übertragung des betrachteten I-Rahmens.

Verzögert sich der Übertragungsbeginn des I-Rahmens, weil die sendende Station

- entweder auf eine Sendeerlaubnis (S-Station in NRM-Betrieb)
- oder auf eine Quittung (Beschränkung wegen Modulo-Regel) warten muß, verlängert sich die virtuelle Übertragungszeit dieses I-Rahmens um die Zeit, die gewartet werden muß. "

Anhand von einigen Beispielen soll nun diese formale Definition der virtuellen Übertragungszeit erläutert werden. Dabei wird der Einfachheit halber angenommen, daß jeweils nur eine Station I-Rahmen zum Senden hat. Die Gegenstation quittiert die empfangenen I-Rahmen mit Hilfe von RR-Rahmen.

Bild 3.2 zeigt ein Ablaufbeispiel mit zwei kombinierten Stationen (ABM-Betrieb). Die waagrechten Pfeile zeigen jeweils den Ankunftszeitpunkt eines I-Blockes bei Station A; die Nummer gibt die $N(S)$ -Nummer des I-Rahmens an, welcher diesen I-Block beinhaltet. Weil der I-Rahmen "I,1,0" gestört ist, sendet Station B beim Empfang von "I,2,0" wegen des aufgetretenen Sequence-Fehlers den Rahmen "REJ,1". Nach dem Empfang von "REJ,1" wiederholt Station A den I-Rahmen mit $N(S)=1$ und die nachfolgenden mit $N(S)=2,3,\dots$. Die virtuelle Übertragungszeit des I-Rahmens mit $N(S)=1$, $T_V^{(1)}$, wird bei der ersten Übertragung dieses Rahmens gestartet, weil in diesem Augenblick der I-Rahmen mit $N(S)=0$ korrekt übertragen war.



$T_v^{(i)}$ = Virtuelle Übertragungszeit des I-Rahmens mit der Sendefolgennummer $N(S) = i$

Bild 3.2: Definition der virtuellen Übertragungszeit (Betriebsart ABM).

$T_v^{(1)}$ endet mit dem Ende der korrekten Wiederholung des I-Rahmens mit $N(S)=1$. Erst in diesem Augenblick beginnt die virtuelle Übertragungszeit $T_v^{(2)}$ des I-Rahmens mit $N(S)=2$, obwohl dieser I-Rahmen vorher schon einmal übertragen war. Bei dieser ersten Übertragung kann $T_v^{(2)}$ nicht "gestartet" werden, weil zu diesem Zeitpunkt der I-Rahmen mit $N(S)=1$ noch nicht korrekt übertragen ist.

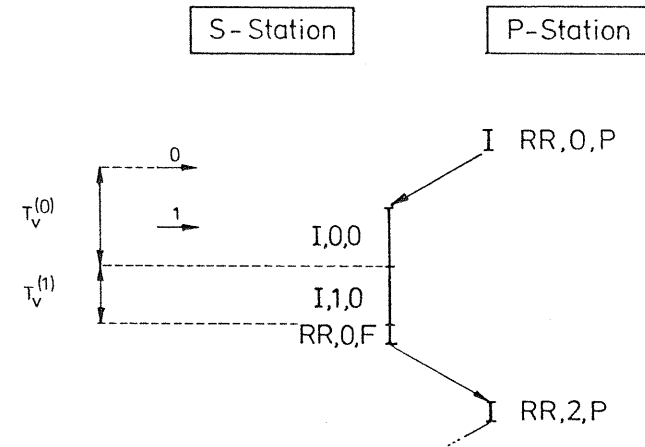


Bild 3.3: Verlängerung der virtuellen Übertragungszeit durch Warten auf Sendeerlaubnis (Betriebsart NRM).

Bild 3.3 zeigt ein Beispiel, bei dem die virtuelle Übertragungszeit wegen Wartens auf die Sendeerlaubnis verlängert wird. Bekannt ist, daß eine S-Station in NRM-Betrieb erst dann senden darf, wenn sie einen Befehl mit P-Bit empfangen hat. Deshalb überträgt die S-Station in dem Beispiel nach Bild 3.3 erst nach dem Empfang von "RR,0,P" den I-Rahmen "I,0,0". Zum Ankunftszeitpunkt des I-Blockes für diesen I-Rahmen darf die S-Station noch nicht senden; sie muß noch auf den Empfang eines Befehles mit P-Bit warten. Die virtuelle Übertragungszeit $T_v^{(0)}$ des Rahmens "I,0,0" vergrößert sich also per Definition um diese Wartezeit.

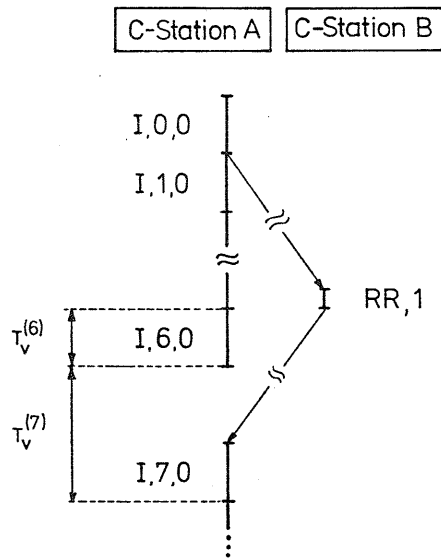


Bild 3.4: Verlängerung der virtuellen Übertragungszeit durch Warten auf Quittung (Betriebsart ABM).

Ähnlich ist es für $T_v^{(7)}$ im Bild 3.4, wo angenommen ist, daß Station A immer I-Rahmen zum Senden hat und daß der Modulo-Wert MOD gleich 8 ist. Hier ist die Laufzeit so groß gewählt, daß die Quittung "RR,1" für den Rahmen "I,0,0" spät bei Station A ankommt. Nach der Übertragung des Rahmens "I,6,0" muß Station A ihr Senden unterbrechen, weil sie nun 7 unquittierte I-Rahmen hat (Modulo-Regel!). Erst nach dem Empfang von "RR,1" kann Station A den Rahmen "I,7,0" übertragen. Die virtuelle Übertragungszeit $T_v^{(7)}$ von "I,7,0" vergrößert sich dann per Definition um diese Wartezeit.

3.4.2.2. Vereinfachtes Warteschlangenmodell

Die Beispiele im vorherigen Abschnitt zeigen, daß in der virtuellen Übertragungszeit eines I-Rahmens nicht nur die benötigte reale Übertragungszeit dieses Rahmens, sondern auch alle zusätzliche Zeiten, die erforderlich sind, um beispielsweise Wiederholungen auszulösen, Sendeerlaubnisse zu erhalten, ..., berücksichtigt sind. Mit der Einführung der virtuellen Übertragungszeit wird die unübersichtliche (reale) Reihenfolge vermieden, die gebildet wird durch erstmals übertragene und wiederholte I-Rahmen, sowie eventuell dazwischen gesendete S-Rahmen (z.B. wegen Time-out). Sie wird ersetzt durch eine einfachere und äquivalente Reihenfolge von virtuellen Übertragungszeiten. Damit läßt sich das Modell der Datenverbindung nach Bild 3.1 für eine Übertragungsrichtung, z.B. von Station A nach Station B, für die analytische Behandlung als ein einstufiges Wartesystem darstellen. Dasselbe gilt für die Gegenrichtung. Die Struktur dieses Wartesystems ist im Bild 3.5 gezeigt; es hat folgende Charakteristiken:

- Der Ankunftsprozess ist gegeben durch die stochastische Verteilung der Ankunftszeitpunkte von I-Blöcken bei Station A.
- Der Wartespeicher habe unendlich viele Warteplätze (kein Speicherüberlauf).
- Die Bedienungseinheit hat als Bedienungszeit die virtuelle Übertragungszeit T_v .
- Die unendlich vielen Bedienungseinheiten, jede mit der konstanten Bedienungszeit t_L , modellieren die Verzögerungszeit t_L (t_L ist die Summe aus der Signallaufzeit auf der Übertragungsstrecke und der Verarbeitungszeit bei der empfangenden Station B, siehe Gleichung (3.5)).

Die Transferzeit T_F eines I-Blockes, d.h. das Zeitintervall von dem Ankunftszeitpunkt eines I-Blockes bei einer Station bis zu seinem korrekten Empfang durch die Gegenstation, ist dann gleich:

$$T_F = T_W + T_v + t_L \quad (3.9)$$

wobei T_W die Wartezeit des I-Blockes im Wartespeicher bis zum Beginn seiner Bedienung ist.

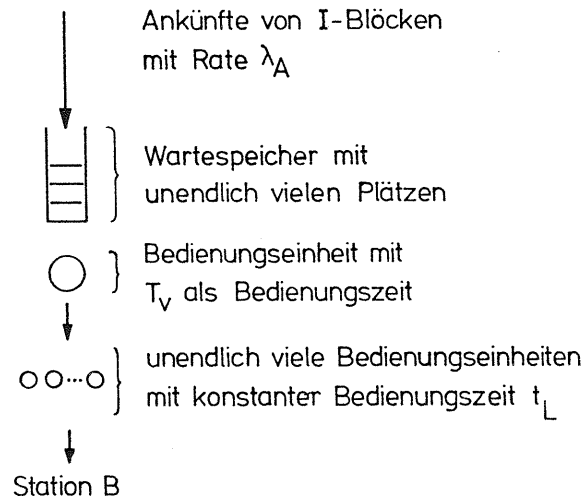


Bild 3.5: Warteschlangen-Modell für die Übertragungsrichtung von Station A nach Station B.

Falls die Ankünfte der I-Blöcke einem Poisson-Prozess mit Rate λ_A gehorchen, so ist die Wahrscheinlichkeit $P[k, t]$, daß genau k I-Blöcke während eines beliebigen Zeitintervall t ankommen, gleich

$$P[k, t] = \frac{(\lambda_A \cdot t)^k}{k!} \cdot e^{-\lambda_A \cdot t} \quad (3.10)$$

Dann läßt sich die mittlere Wartezeit $E[T_W]$ nach der bekannten Pollaczek-Chintschin Formel /47/ bestimmen:

$$E[T_W] = \frac{\lambda_A \cdot E[T_V^2]}{2 \cdot (1 - \lambda_A \cdot E[T_V])} \quad (3.11)$$

wobei $E[T_V]$ der Mittelwert und $E[T_V^2]$ das 2. Moment der virtuellen Übertragungszeit bezüglich Null ist. (Im folgenden wird für eine Zufallsvariable X der Mittelwert mit $E[X]$ und das 2. Moment mit $E[X^2]$ bezeichnet.)

Damit gilt für den Mittelwert der Transferzeit:

$$E[T_F] = \frac{\lambda_A \cdot E[T_V^2]}{2 \cdot (1 - \lambda_A \cdot E[T_V])} + E[T_V] + t_L \quad (3.12)$$

Um den Mittelwert von T_F nach Gl.(3.12) berechnen zu können, werden also die ersten zwei Momente der virtuellen Übertragungszeit T_V benötigt.

Bis jetzt wurde nur die ungesättigte Verkehrssituation betrachtet. Im gesättigten Fall, bei dem die Stationen immer I-Blöcke zum Senden haben, entspricht der Mittelwert der virtuellen Übertragungszeit der mittleren Zeit, die ein I-Block benötigt, um korrekt von einer Station zu der anderen zu gelangen. Damit gilt für den Durchsatz D der Datenverbindung

$$D = \ell / E[T_V] \quad (3.13)$$

wobei ℓ die Länge der I-Blöcke ist.

Mit Gl.(3.13) ergibt sich der normierte Durchsatz zu

$$D_n = \ell / (v \cdot E[T_V]) \quad (3.14)$$

mit v als Übertragungsgeschwindigkeit.

3.4.2.3. Die Komponenten der virtuellen Übertragungszeit

Um eine leichte und übersichtliche Berechnung der virtuellen Übertragungszeit zu ermöglichen, wird die virtuelle Übertragungszeit zunächst in unabhängige Zeitkomponenten aufgespalten, die einzeln berechnet werden. Die virtuelle Übertragungszeit erhält man dann schließlich durch eine Summation dieser Zeitkomponenten. Im folgenden wird gezeigt, wie diese Aufspaltung sowie die Summation durchzuführen sind.

Offensichtlich hängt die Dauer der virtuellen Übertragungszeit eines I-Rahmens direkt mit der Anzahl der gestörten Übertragungen dieses Rahmens während seiner virtuellen Übertragungszeit zusammen. Je größer diese Anzahl ist, desto länger dauert die virtuelle Übertragungszeit.

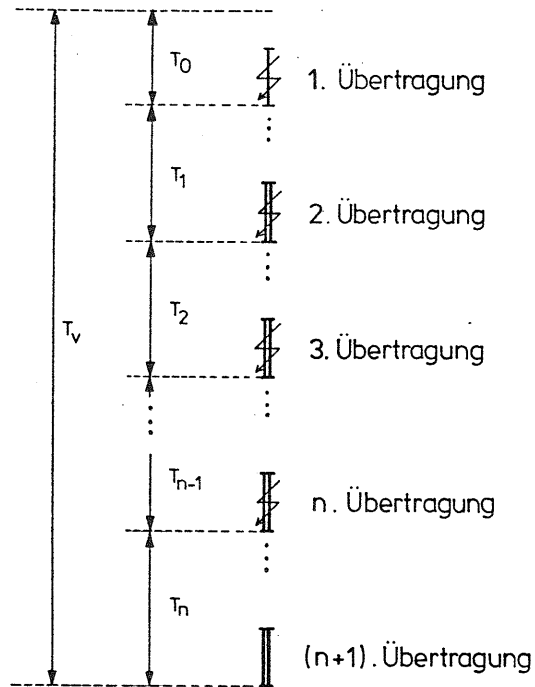


Bild 3.6: Aufspaltung der virtuellen Übertragungszeit T_v in die Zeitkomponenten T_i (für alle Betriebsarten).

Bild 3.6 zeigt die Aufspaltung der virtuellen Übertragungszeit eines I-Rahmens, welcher erst bei der $(n+1)$ -ten Übertragung korrekt übertragen wird. Der Einfachheit halber sind in diesem Bild nur die Übertragungen des betrachteten I-Rahmens eingezeichnet. Ferner ist die Tatsache berücksichtigt, daß die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens wegen des Wartens auf Sendeerlaubnis oder auf Quittungen verlängert werden kann; deshalb wird hier die virtuelle Übertragungszeit bereits vor dem Beginn der ersten Übertragung gestartet.

Die Zeitkomponente T_i , $i=0,1,\dots,n$, ist folgendermaßen definiert: "Sie beginnt genau am Ende der i -ten Übertragung des betrachteten I-Rahmens; sie endet mit dem Ende der $(i+1)$ -ten Übertragung. Eine Ausnahme bildet die Zeitkomponente T_0 ; sie beginnt mit dem Beginn der virtuellen Übertragungszeit und endet mit dem Ende der ersten Übertragung."

Nach Bild 3.6 ist also die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens gleich

$$T_v = T_0 + T_1 + T_2 + \dots + T_n \quad (3.15)$$

unter der Bedingung, daß dieser I-Rahmen genau n Mal nacheinander gestört und erst beim $(n+1)$ -ten Mal korrekt übertragen wird.

Aufgrund der Annahme, daß die I-Rahmen unabhängig voneinander gestört werden, gilt für die Wahrscheinlichkeit p_n , daß ein I-Rahmen genau n Mal nacheinander gestört und beim $(n+1)$ -ten Mal korrekt übertragen wird:

$$p_n = p_F^n \cdot (1-p_F) \quad (3.16)$$

wobei p_F die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit eines I-Rahmens ist.

Die folgende Herleitung dient dem Zweck, die gesuchten Größen $E[T_v]$ und $E[T_v^2]$ unmittelbar herzuleiten, ohne die explizite Verteilungsfunktion der Zufallsvariablen T_i zu kennen.

Es ist offensichtlich, daß die einzelnen Zeitkomponenten T_i stochastisch unabhängig sind. Zur Berechnung der Summe von stochastisch unabhängigen Zufallsvariablen ist es vorteilhaft, folgenden Faltungssatz /48/ aus der Wahrscheinlichkeitstheorie anzuwenden: Es seien X_0, X_1, \dots, X_n stochastisch unabhängige Zufallsvariable mit den Laplace-Stieltjes-Transformierten $\Phi_{X_0}(s), \Phi_{X_1}(s), \dots, \Phi_{X_n}(s)$. Dann gilt für die Laplace-Stieltjes-Transformierte $\Phi_X(s)$ der Summe $X=X_0+X_1+\dots+X_n$

$$\Phi_X(s) = \prod_{i=0}^n \Phi_{X_i}(s) \quad (3.17)$$

Dabei ist die Laplace-Stieltjes-Transformierte folgendermaßen definiert:

Es sei $F_X(t)=P[X \leq t]$ die Verteilungsfunktion einer nicht negativen und stetigen Zufallsvariablen X . Die Laplace-Stieltjes-Transformierte $\Phi_X(s)$ der Verteilungsfunktion $F_X(t)$ ist gleich

$$\Phi_X(s) = \int_{t=0}^{\infty} e^{-st} \cdot dF_X(t) \quad (3.18)$$

Mit Hilfe des oben genannten Faltungssatzes und unter Beachtung dessen, daß mit Wahrscheinlichkeit p_n die virtuelle Übertragungszeit $T_v = T_0+T_1+\dots+T_n$ ist, ergibt sich dann für die Laplace-Stieltjes-Transformierte $\Phi_{T_v}(s)$ der virtuellen Übertragungszeit

$$\Phi_{T_v}(s) = \sum_{n=0}^{\infty} p_n \cdot \prod_{i=0}^n \Phi_{T_i}(s) \quad (3.19)$$

wobei $\Phi_{T_i}(s)$ die Laplace-Stieltjes-Transformierten der Zeitkomponenten T_i sind.

Gleichung (3.19) kann vereinfacht werden, falls folgende Eigenschaft der HDLC-Prozeduren betrachtet wird: Wie im Kapitel 2 schon erwähnt ist, darf ein REJ-Rahmen nicht wiederholt werden, wenn derselbe I-Rahmen bei der 2., 3., usw Übertragung erneut gestört wird. Dies hat zur Folge, daß die 3., 4., ..., (n+1).

Übertragung desselben Rahmens nur mit Hilfe der Zeitüberwachung ausgelöst werden darf. Die Zeitkomponenten T_i , mit $i \geq 2$, gehorchen deshalb derselben Verteilung, d.h. es gilt

$$\Phi_{T_i}(s) = \Phi_{T_2}(s) \quad \text{für } i \geq 2 \quad (3.20)$$

Mit (3.20) läßt sich dann Gleichung (3.19) umschreiben in

$$\begin{aligned} \Phi_{T_v}(s) &= p_0 \cdot \Phi_{T_0}(s) + p_1 \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s) \\ &+ \sum_{n=2}^{\infty} p_n \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s) \cdot \Phi_{T_2}^{n-1}(s) \end{aligned} \quad (3.21)$$

Durch Einsetzen der Werte von p_n aus Gleichung (3.16) in Gleichung (3.21) und nach einigen Umformungen ergibt sich für $\Phi_{T_v}(s)$ (siehe Anhang 1)

$$\Phi_{T_v}(s) = (1-p_F) \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \left[1 + \frac{p_F \cdot \Phi_{T_1}(s)}{1-p_F \cdot \Phi_{T_2}(s)} \right] \quad (3.22)$$

Durch Differentiation von $\Phi_{T_v}(s)$ an der Stelle $s=0$ erhält man dann die ersten zwei Momente der virtuellen Übertragungszeit:

$$\begin{aligned} E[T_v] &= - \left. \frac{d\Phi_{T_v}(s)}{ds} \right|_{s=0} \\ &= E[T_0] + p_F \cdot E[T_1] + \frac{p_F^2}{1-p_F} \cdot E[T_2] \end{aligned} \quad (3.23)$$

$$\begin{aligned} E[T_v^2] &= \left. \frac{d^2\Phi_{T_v}(s)}{ds^2} \right|_{s=0} \\ &= E[T_0^2] + p_F \cdot E[T_1^2] + \frac{p_F^2}{1-p_F} \cdot E[T_2^2] \\ &+ 2 \cdot p_F \cdot E[T_0] \cdot E[T_1] \\ &+ 2 \cdot \frac{p_F^2}{1-p_F} \cdot E[T_2] \cdot (E[T_0] + E[T_1]) + \frac{p_F}{1-p_F} \cdot E[T_2] \end{aligned} \quad (3.24)$$

In den nächsten Kapiteln wird gezeigt, wie sich die ersten zwei Momente von T_0 , T_1 und T_2 in Abhängigkeit von den prozedurspezifischen Faktoren (Modulo-Wert, Wiederholungsmechanismen,...) und den Charakteristiken der Übertragungsstrecke (Fehlerwahrscheinlichkeit, Laufzeit,...) bestimmen lassen. Die Blockfehlerwahrscheinlichkeit p_f kann z.B. nach Gl.(3.6) bestimmt werden, falls angenommen wird, daß die Bitfehlerwahrscheinlichkeit ebenfalls stochastisch unabhängig ist. Andernfalls, z.B. im Fall von Büschelfehlern, kann p_f unmittelbar angenommen, oder aus Messungen bestimmt werden.

4. BERECHNUNG DES DURCHSATZES VON HDLC-GESTEUERTEN DATENVERBINDUNGEN

4.1. Allgemeines

In diesem Kapitel wird die analytische Berechnung des Durchsatzes von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen beschrieben. Der Durchsatz ist die maximale Anzahl von Informationsbits, welche mit Hilfe der betrachteten Datenverbindung pro Zeiteinheit übertragen werden kann. Er ist von besonderem Interesse bei solchen Anwendungen, bei welchen über eine Datenleitung möglichst große Mengen von Daten pro Zeiteinheit zu übertragen werden sollen.

Das Modell der zu untersuchenden Datenverbindungen ist bereits in Abschnitt 3.1 beschrieben. Für die Durchsatzberechnung werden zunächst folgende Annahmen gemacht:

- (1) Es wird eine gesättigte Verkehrssituation betrachtet, bei welcher nur eine Station immer Informationsrahmen zum Senden hat und die Gegenstation die empfangenen I-Rahmen mit Hilfe von S-Rahmen bestätigt. In diesem Fall ist die Bestätigungszeit t_{ack} , d.h. das Zeitintervall zwischen dem Ende der korrekten Übertragung eines I-Rahmens und dem Empfang seiner Bestätigung konstant und immer gleich lang, nämlich

$$t_{ack} = 2 \cdot t_L + t_S \quad (4.1)$$

t_L ist die Summe aus der Verarbeitungszeit t_{proc} und der Laufzeit t_{prop} (vgl. Gl.(3.5)) ist; t_S ist die Übertragungszeit eines S-Rahmens (vgl. Gl.(3.4)).

Wie oben erwähnt, ist der Durchsatz besonders wichtig für solche Anwendungen, bei welchen große Mengen von Daten zu übertragen sind. In solchen Fällen ist es sehr selten, daß Dateien in beiden Richtungen zu übertragen sind (z.B. Transfer von Kontoabrechnungen bei Banken). Deshalb deckt die oben genannte Annahme eines "einseitigen" Informationstransfers die Mehrzahl der Anwendungen ab, die in der Praxis auftreten.

Falls auf dem Rückkanal gleichzeitig mit dem Vorwärtskanal ebenfalls I-Rahmen übertragen werden, so ist die Bestätigungszeit t_{ack} nicht mehr konstant. Ihre Dauer hängt davon ab, wie stark der Rückkanal durch die Übertragung von I-Rahmen belastet ist. In dieser Arbeit wird die analytische Behandlung dieses Falles nicht durchgeführt; der Vollständigkeit halber wird er mit Hilfe der Simulationsmethode untersucht.

- (2) Weil die S-Rahmen im Vergleich zu den I-Rahmen relativ kurz sind (z.B. 48 bit gegenüber 1048 bit), wird die Wahrscheinlichkeit, daß sie ebenfalls durch Übertragungsfehler gestört werden, vernachlässigt. Diese Vernachlässigung gilt aber nur für die analytische Berechnung. In den Simulationsprogrammen, die zur Überprüfung der Zuverlässigkeit des Berechnungsverfahrens erstellt sind, können S-Rahmen wie I-Rahmen durch Übertragungsfehler gefälscht sein.
- (3) Weil die P/F-Bits in Fehlerfällen eine wichtige Rolle haben (s. Abschnitt 2.4), wird angenommen, daß sie nur mit Hilfe von (kurzen) S-Rahmen gesendet werden. Diese Vorschrift führt meistens zu einem besseren Durchsatz als die Übertragung von P/F-Bits mit Hilfe von I-Rahmen. Dies kommt daher, daß die I-Rahmen häufiger als die S-Rahmen gestört werden; dadurch würden die Wiederholungen verzögert und der Durchsatz erniedrigt.

In den nächsten Abschnitten wird die Durchsatzberechnung für die zwei Betriebsarten ABM und NRM beschrieben. Weil bei der Betriebsart ABM die zwei C-Stationen gleichwertig sind, genügt es, nur eine Übertragungsrichtung zu betrachten. Dagegen wird bei der Betriebsart NRM wegen der Unterschiede zwischen der P- und der S-Station jede Übertragungsrichtung einzeln behandelt.

Die Durchsatzberechnung wird mit Hilfe der im Abschnitt 3.4.2 eingeführten "virtuellen Übertragungszeit" durchgeführt. Folgende Gleichung wurde dort für den Durchsatz hergeleitet:

$$D = \ell / E[T_v] \quad (4.2)$$

wobei ℓ die Anzahl von Informationsbits in einem I-Rahmen und $E[T_v]$ die mittlere virtuelle Übertragungszeit ist.

Ferner wurde eine Aufspaltung der virtuellen Übertragungszeit in die drei Zeitkomponenten T_0 , T_1 und T_2 durchgeführt. Es gilt folgender Zusammenhang zwischen T_v , T_0 , T_1 und T_2 (vgl. Gleichung 3.23):

$$E[T_v] = E[T_0] + p_F \cdot E[T_1] + \frac{p_F^2}{1-p_F} \cdot E[T_2] \quad (4.3)$$

4.2. Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart ABM

In diesem Abschnitt wird gezeigt, wie der Durchsatz einer durch HDLC-ABM gesteuerten Datenverbindung bestimmt werden kann. Wie vorher erwähnt, genügt es in diesem Fall nur eine Übertragungsrichtung zu betrachten. Im folgenden wird deshalb angenommen, daß nur Station A immer I-Rahmen zum Senden hat und Station B die empfangenen I-Rahmen mit Hilfe von S-Rahmen quittiert.

4.2.1. Fallunterscheidungen

Bekannt ist, daß die virtuelle Übertragungszeit infolge der Modulo-Regel verlängert werden kann (vgl. Abschnitt 3.4). Der Einfluß der Modulo-Regel auf die virtuelle Übertragungszeit ist umso stärker, je länger die Bestätigungszeit t_{ack} dauert. Deshalb müssen in Abhängigkeit von der Dauer der Bestätigungszeit t_{ack} , der Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens und dem Modulo-Wert MOD folgende zwei Fälle unterschieden werden:

- Fall a) : $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$
- Fall b) : $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$

4.2.2. Fall a) : $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$

4.2.2.1. Der Begriff "Positionsnummer"

In Fall a) ist die Bestätigungszeit t_{ack} so groß, daß Station A gemäß der Modulo-Regel nach der Übertragung von $(MOD-1)$ I-Rahmen ihr Senden unterbrechen und auf Quittung warten muß. Es bilden sich zyklisch wiederholte Folgen von $(MOD-1)$ I-Rahmen. Aus Bild 4.1 ist ersichtlich, daß die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens von der Position dieses I-Rahmens innerhalb eines solchen Zyklus abhängt. Beispielsweise wird die virtuelle Übertragungszeit nur beim 1. I-Rahmen eines Zyklus durch das Warten auf Quittung verlängert. Für die Berechnung der virtuellen Übertragungszeit wird deshalb eine Zufallsvariable W , die "Positionsnummer" genannt wird, eingeführt. Sie ist wie folgt definiert:

"Die Positionsnummer W , $W=1,2,\dots,w,\dots,(MOD-1)$, gibt an, an welcher Position innerhalb eines Zyklus von $(MOD-1)$ I-Rahmen der zu betrachtende I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit steht."

Falls mit $E[T_V(w)]$ die mittlere virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens, welcher am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer $W=w$ hat, und mit $\alpha(w)$ die Wahrscheinlichkeit, daß W gleich w ist, bezeichnet werden, dann gilt für die mittlere Übertragungszeit

$$E[T_V] = \sum_{w=1}^{MOD-1} \alpha(w) \cdot E[T_V(w)] \quad (4.4)$$

In den folgenden Abschnitten 4.2.2.2 und 4.2.2.3 sollen nun die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ und die bedingte virtuelle Übertragungszeiten $T_V(w)$ berechnet werden.

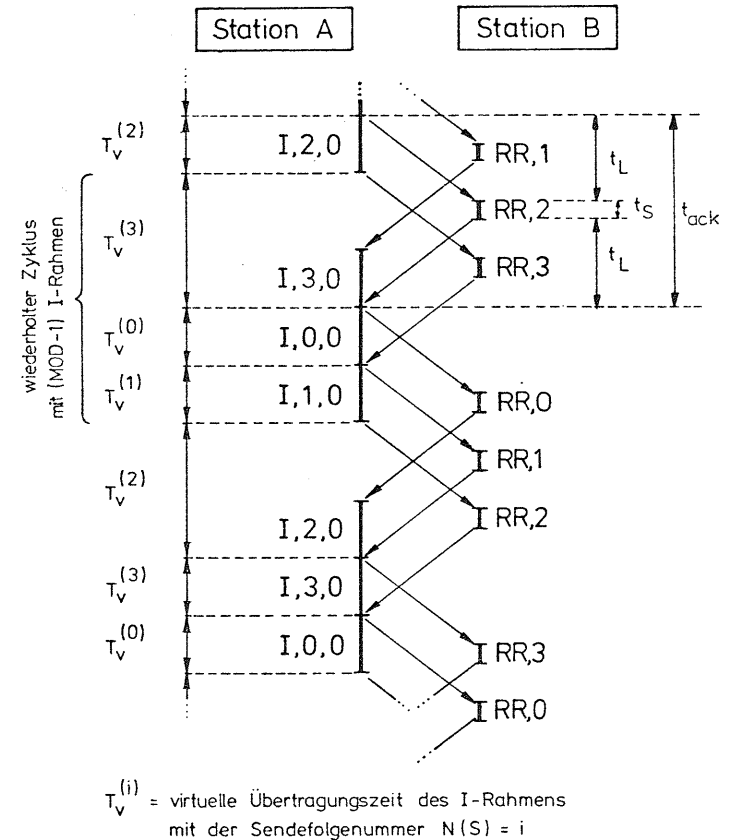


Bild 4.1: HDLC-Betriebsart ABM, einseitiger Informationstransfer:

Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$,
 MOD = 4, fehlerfreie Übertragung.

4.2.2.2. Bestimmung der Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$

Bild 4.2 zeigt Anhand eines Beispielen, wie die Positionsnummer im fehlerfreien Fall zu vergeben sind. Innerhalb eines Zyklus erhalten die (MOD-1) I-Rahmen nach der Reihenfolge ihrer Übertragung die Positionsnummer $W=1,2,\dots,(MOD-1)$. Hier ist der Einfachheit halber ein Modulo-Wert von 4 gewählt.

Was geschieht nun, falls ein I-Rahmen durch Übertragungsfehler gestört wird? Dieser Fall ist im Bild 4.3 dargestellt. Hier ist angenommen, daß der I-Rahmen "I,2,0" mit der Positionsnummer 3 gestört ist. Der nachfolgende I-Rahmen "I,3,0" löst deswegen bei seinem Empfang durch Station B einen Sequence-Fehler aus. Weil diese Übertragung des Rahmens "I,3,0" irrelevant ist für die Bestimmung seiner virtuellen Übertragungszeit, erhält dieser Rahmen keine Positionsnummer (vgl. auch Definition der Positionsnummer). Nach dem Empfang von "I,3,0" sendet Station B den Rahmen "REJ,2". Wegen dieses REJ-Rahmens wiederholt Station A dann genau $(MOD-1)=3$ I-Rahmen und zwar den gewünschten Rahmen "I,2,0" als ersten.

Dieser Wiederholungsvorgang mit der Übertragung von (MOD-1) I-Rahmen geschieht immer und unabhängig davon, welche Positionsnummer der betrachtete und gestörte I-Rahmen hat. Diese Folge von (MOD-1) I-Rahmen kann also als ein modifizierter Zyklus, bei dem die Positionsnummer 1 nicht auftritt, interpretiert werden. Folglich wird für den nächsten I-Rahmen die Positionsnummer 2 zugewiesen. Im Bild 4.3 hat deswegen der I-Rahmen "I,3,0" am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer 2.

Zusammengefaßt kann der Prozess für die Vergabe von Positionsnummer wie folgt beschrieben werden:

"Im fehlerfreien Fall belegen die I-Rahmen zyklisch die Positionsnummern $W=1,2,\dots,(MOD-1)$. Nach einem gestörten I-Rahmen wird dem nächsten I-Rahmen immer die Positionsnummer 2 zugewiesen, unabhängig davon, welche Positionsnummer der vorhergehende gestörte I-Rahmen hatte."

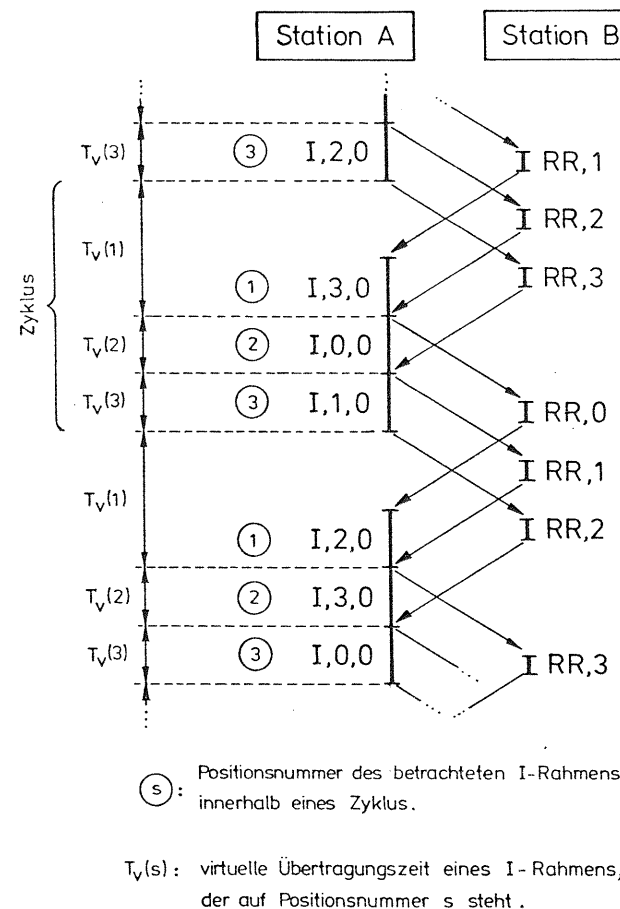


Bild 4.2: Die Positionsnummer im fehlerfreien Fall (HDLC-ABM):

Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$, $MOD = 4$.

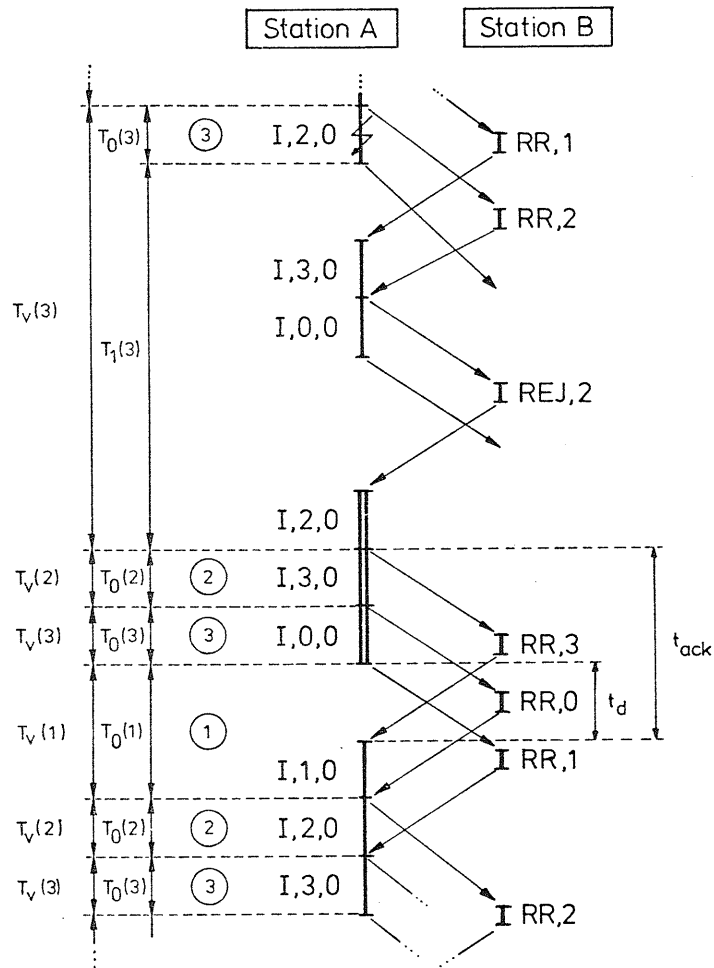


Bild 4.3: Die Positionsnummer bei Übertragungsfehlern (HDLC-ABM):
Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$, $MOD = 4$.

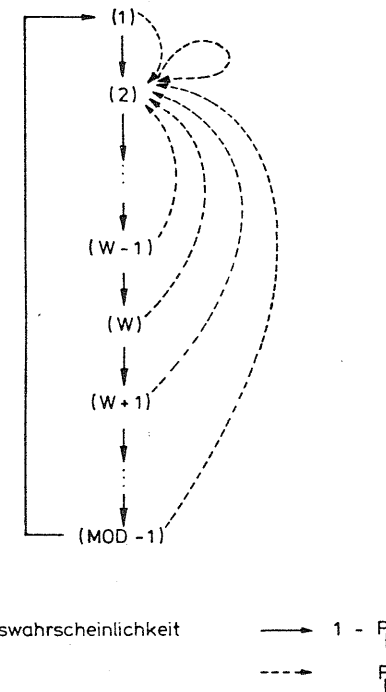


Bild 4.4: Zustandsdiagramm für die Positionsnummer.

Weil die I-Rahmen unabhängig voneinander mit der Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit p_F gestört werden, kann dieser Prozess durch einen diskreten Markoff-Prozess /49/ beschrieben werden. Das Zustandsdiagramm für diesen Markoff-Prozess ist im Bild 4.4 dargestellt. Der Zustand (w) entspricht dem Ereignis, daß ein I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer w erhält. Im fehlerfreien Fall, d.h. mit der Wahrscheinlichkeit $(1-p_F)$, werden die Zustände von (1) bis (MOD-1) zyklisch nacheinander durchlaufen. Mit der Wahrscheinlichkeit p_F wird ein I-Rahmen gestört; der nächste belegt am Anfang seiner virtuellen

Übertragungszeit immer die Positionsnummer 2. Der Zustand (2) wird deshalb von allen anderen Zuständen mit der Wahrscheinlichkeit p_F erreicht.

Aus dem Zustandsdiagramm im Bild 4.4 können dann die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ bestimmt werden. Es ergibt sich (s. Anhang 2):

$$\alpha(w) = \begin{cases} \frac{p_F \cdot (1-p_F)^{\text{MOD}-2}}{1 - (1-p_F)^{\text{MOD}-1}} & \text{für } w=1 \\ \frac{p_F \cdot (1-p_F)^{w-2}}{1 - (1-p_F)^{\text{MOD}-1}} & \text{für } w=2, \dots, \text{MOD}-1 \end{cases} \quad (4.5)$$

4.2.2.3. Die bedingte virtuelle Übertragungszeit

Die bedingte virtuelle Übertragungszeit $T_V(w)$ ist die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens, welcher am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer w belegt. Zu ihrer Bestimmung werden, wie für T_V , die bedingten Zeitkomponenten $T_0(w)$, $T_1(w)$ und $T_2(w)$ eingeführt. Es gilt dann wie in Gleichung (4.3):

$$E[T_V(w)] = E[T_0(w)] + p_F \cdot E[T_1(w)] + \frac{p_F^2}{1-p_F} \cdot E[T_2(w)] \quad (4.6)$$

Die Zeitkomponente $T_0(w)$

Die Zeitkomponente $T_0(w)$ beginnt mit dem Anfang der virtuellen Übertragungszeit eines I-Rahmens, welcher die Positionsnummer w belegt. Sie endet mit dem Ende der 1.Übertragung dieses Rahmens.

Weil die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens, welcher die Positionsnummer 1 hat, wegen des Wartens auf Quittung verlängert wird (s. Bild 4.3), gilt für die Zeitkomponente $T_0(w)$

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} t_I + t_d & \text{für } w=1 \\ t_I & \text{für } w=2, \dots, \text{MOD}-1 \end{cases} \quad (4.7)$$

$$\text{mit } t_d = t_{\text{ack}} - (\text{MOD}-2) \cdot t_I \quad (4.8)$$

Die Zeitkomponente $T_1(w)$

Die Zeitkomponente $T_1(w)$ beginnt am Ende der ersten und gestörten Übertragung des betrachteten I-Rahmens. Sie endet mit dem Ende der 2.Übertragung (oder anders ausgedrückt, der 1.Wiederholung) dieses Rahmens (Bild 4.5).

Für die Bestimmung von $T_1(w)$ muß beachtet werden, daß die 1.Wiederholung dieses Rahmens entweder mit Hilfe eines REJ-Rahmens oder mit Hilfe der Zeitüberwachung ausgelöst werden kann. Nach der ersten und gestörten Übertragung des betrachteten I-Rahmens folgen immer (MOD-2) I-Rahmen. Falls nicht alle diese (MOD-2) I-Rahmen gestört sind, dann wird die Wiederholung durch einen REJ-Rahmen ausgelöst. Sonst wird sie mit Hilfe der Zeitüberwachung ausgelöst.

Von diesen (MOD-2) I-Rahmen wurden die ersten ((MOD-1)-w) I-Rahmen unmittelbar nach der gestörten Übertragung des betrachteten I-Rahmens gesendet. Weitere (w-1) I-Rahmen werden erst nach der Wartezeit t_d für Quittung übertragen (Bild 4.5).

Nun sei X die Anzahl von I-Rahmen, welche unmittelbar nach dem betrachteten aber noch vor dem Eintreffen des REJ-Rahmens übertragen werden und ebenfalls gestört werden.

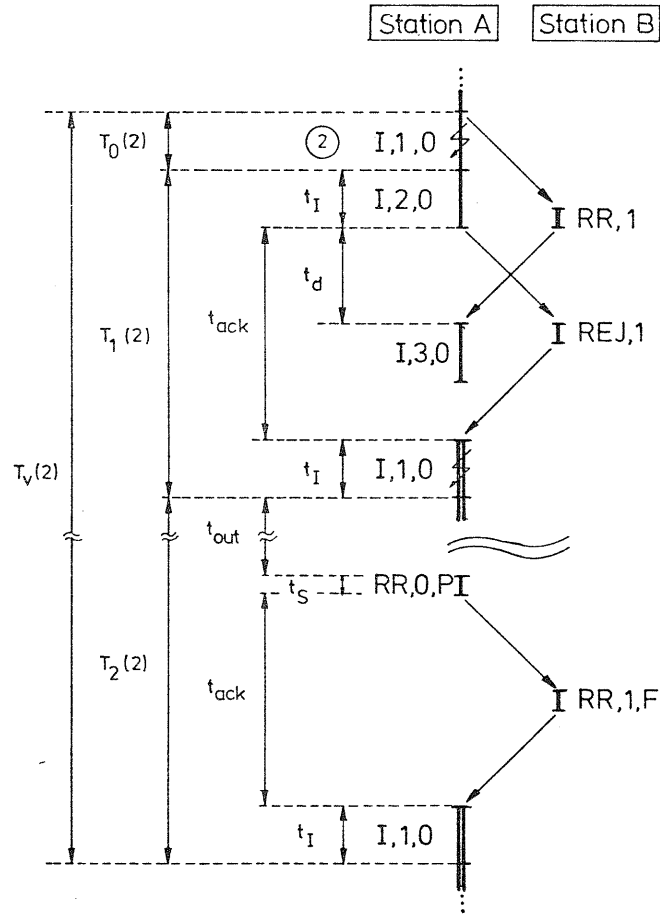


Bild 4.5: Bestimmung der Zeitkomponenten $T_1(w)$ und $T_2(w)$:
 HDLC-ABM, Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$, $MOD = 4$.

Falls $X=0,1,\dots,(MOD-w-2)$ ist, d.h. daß mindestens einer der $(MOD-w-1)$ I-Rahmen, die dem betrachteten unmittelbar folgen, nicht gestört ist, dann gilt

$$T_1(w) = (x+1) \cdot t_I + t_{ack} + t_I \quad (4.9a)$$

Falls $X=(MOD-w-1),\dots,(MOD-3)$ ist, d.h. alle unmittelbar folgenden I-Rahmen sind gestört und mindestens einer der restlichen $(w-1)$ I-Rahmen ist nicht gestört, dann erhöht sich $T_1(w)$ gegenüber den vorherigen Fall um die Zeit t_d . Es gilt dann

$$T_1(w) = (x+1) \cdot t_I + t_{ack} + t_I + t_d \quad (4.9b)$$

Falls $X=MOD-2$ ist, d.h. alle $(MOD-2)$ I-Rahmen, die auf den betrachteten Rahmen folgen, gestört sind, dann kann die Wiederholung nur noch mit Hilfe der Zeitüberwachung ausgelöst werden. Für die Berechnung von $T_1(w)$ in diesem Fall wird angenommen, daß die Zeitüberwachung genau t_{out} Zeiteinheiten nach der Übertragung des betrachteten I-Rahmens abläuft. Diese Annahme weicht zwar von der tatsächlichen Realisierung der Zeitüberwachung (vgl. dazu Abschnitt 2.4) etwas ab, sie hat aber nur einen geringen Einfluß auf die mittlere virtuelle Übertragungszeit, weil i.a. bei vernünftigen Werten für die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit p_F dieser Fall selten auftritt.

Nach Ablauf dieser Zeit t_{out} sendet Station A einen RR-Rahmen mit gesetztem P-Bit, um den Status der Station B abzufragen. Station B antwortet darauf mit einem RR-Rahmen mit F-Bit. Dieser RR-Rahmen löst schließlich aufgrund seines F-Bits die Wiederholung aus. Damit gilt für $T_1(w)$ im Falle $X=MOD-2$

$$T_1(w) = t_{out} + t_S + t_{ack} + t_I \quad (4.9c)$$

Weil die I-Rahmen mit Wahrscheinlichkeit p_F unabhängig voneinander gestört werden, gilt für die Wahrscheinlichkeit $P[X=x]$, daß genau x Rahmen nacheinander gestört sind:

$$P[X=x] = p_F^x \cdot (1-p_F) \quad (4.10)$$

Mit dieser Gleichung (4.10) können dann die oben beschriebenen Fälle (Gl. (4.9a) bis (4.9c)) in folgende Gleichung für $E[T_1(w)]$ zusammengefaßt werden

$$E[T_1(w)] = \sum_{x=0}^{MOD-w-2} p_F^x \cdot (1-p_F) \cdot [(x+1) \cdot t_I + t_{ack} + t_I] + \sum_{x=MOD-w-1}^{MOD-3} p_F^x \cdot (1-p_F) \cdot [(x+1) \cdot t_I + t_{ack} + t_I + t_d] + p_F^{MOD-2} \cdot (t_{out} + t_S + t_{ack} + t_I) \quad (4.11)$$

oder nach Umformungen

$$E[T_1(w)] = \sum_{x=0}^{MOD-3} p_F^x \cdot (1-p_F) \cdot (x+1) \cdot t_I + (p_F^{MOD-w-1} - p_F^{MOD-2}) \cdot t_d + p_F^{MOD-2} \cdot (t_{out} + t_S) + t_{ack} + t_I \quad (4.12)$$

Die Zeitkomponente $T_2(w)$

Die Zeitkomponente $T_2(w)$ beginnt mit dem Ende einer gestörten Wiederholung. Sie endet mit dem Ende der nächsten Wiederholung.

Weil der REJ-Rahmen nur einmal gesendet werden darf, kann in diesem Fall eine Wiederholung nur mit Hilfe der Zeitüberwachung ausgelöst werden (Bild 4.5). Es gilt deshalb dieselbe Überlegung wie bei der Berechnung von $T_1(w)$ im Falle von $X=MOD-2$, d.h.

$$E[T_2(w)] = t_{out} + t_S + t_{ack} + t_I \quad (4.13)$$

Mit Hilfe von den Gleichungen (4.7), (4.12) und (4.13) können also die Zeitkomponenten $E[T_0(w)]$, $E[T_1(w)]$ und $E[T_2(w)]$ berechnet werden. Damit lassen sich die mittleren bedingten virtuellen Übertragungszeiten $E[T_V(w)]$ nach Gl. (4.6) sowie die mittlere virtuelle Übertragungszeit $E[T_V]$ nach Gl. (4.4) berechnen. Die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ sind durch Gl. (4.5) gegeben.

4.2.3. Fall b) : $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$

In diesem Fall ist die Bestätigungszeit t_{ack} so kurz, daß im fehlerfreien Fall ein kontinuierliches Senden von I-Rahmen möglich ist (s. Bild 4.6). Für die Bestimmung der virtuellen Übertragungszeit ist hier gleichgültig, welcher I-Rahmen betrachtet wird, d.h. die Einführung von Positionsnummern ist nicht mehr erforderlich.

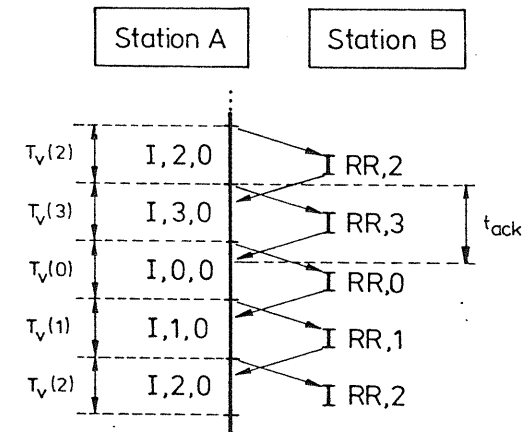


Bild 4.6: HDLC-Betriebsart ABM, einseitiger Informationstransfer:

Fall b) $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$,
 $MOD = 4$, fehlerfreie Übertragung.

Die Zeitkomponente T_0

Weil im fehlerfreien Fall ein kontinuierliches Senden von I-Rahmen möglich ist, ist T_0 immer gleich der Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens, d.h.

$$E[T_0] = t_I \quad (4.14)$$

Die Zeitkomponente T_1

Für die Berechnung der Zeitkomponente T_1 muß hier ebenfalls wie im Fall a) zwischen den Fällen unterschieden werden, bei denen die Wiederholung durch einen REJ-Rahmen oder durch die Zeitüberwachung ausgelöst wird.

Um diese Fallunterscheidung durchführen zu können, muß beachtet werden, daß nach dem betrachteten I-Rahmen höchstens c I-Rahmen folgen können. Nur falls alle diese c I-Rahmen gestört sind, wird die Wiederholung durch die Zeitüberwachung ausgelöst. Diese Anzahl c ist gegeben durch die Dauer t_{out} der Zeitüberwachung; sie kann aber wegen der Modulo-Regel höchstens gleich $MOD-2$ sein, d.h.

$$c = \text{Minimum} \left\{ MOD-2, \left\lceil t_{out}/t_I \right\rceil \right\} \quad (4.15)$$

wobei $\lceil Y \rceil$ für die kleinste ganze Zahl steht, die größer als oder gleich Y ist.

Es sei X , $X=0,1,\dots,c$, die Anzahl von I-Rahmen, die unmittelbar nach dem betrachteten gesendet werden und ebenfalls gestört sind.

Falls $X < c$ ist, wird die Wiederholung des betrachteten I-Rahmens durch einen REJ-Rahmen ausgelöst. Es gilt dann für T_1 in diesem Fall

$$T_1 = \tau(x) = \begin{cases} (x+1) \cdot t_I + t_{ack} + t_I & \text{falls } (x+1) \cdot t_I + t_{ack} > c \cdot t_I \\ (x+1) \cdot t_I + \lceil t_{ack}/t_I \rceil \cdot t_I + t_I & \text{falls } (x+1) \cdot t_I + t_{ack} \leq c \cdot t_I \end{cases} \quad (4.16)$$

Die obere Zeile von Gl.(4.16) berücksichtigt die Tatsache, daß beim Empfang des REJ-Rahmens alle c I-Rahmen bereits übertragen sind. Die Wiederholung kann deshalb sofort geschehen.

Dagegen berücksichtigt die untere Zeile von Gl.(4.16) den Fall, daß beim Empfang des REJ-Rahmens der Kanal von Station A nach Station B noch durch die Übertragung eines der c I-Rahmen belegt ist. Diese Übertragung wird noch zu Ende durchgeführt, bevor die Wiederholung geschieht. (Falls diese Übertragung jedoch beim Empfang des REJ-Rahmens abgebrochen werden soll, damit die Wiederholung sofort geschehen kann, dann gilt nur noch die obere Zeile von Gl.(4.16).)

Falls $X=c$ ist, d.h. alle c I-Rahmen sind gestört, geschieht die Wiederholung durch die Zeitüberwachung und es gilt

$$T_1 = \tau(c) = \begin{cases} t_{out} + t_S + t_{ack} + t_I & \text{falls } t_{out} > c \cdot t_I \\ c \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_I & \text{falls } t_{out} \leq c \cdot t_I \end{cases} \quad (4.17)$$

Hier wird ebenfalls zwischen den zwei Fällen unterschieden, daß beim Ablauf der Zeit t_{out} der Kanal von A nach B

- entweder frei ist (obere Zeile von Gl.(4.17))
- oder noch durch die Übertragung des letzten der c I-Rahmen belegt ist (untere Zeile von Gl.(4.17)).

Mit $P[X=x]$ gegeben durch Gl.(4.10) ergibt sich dann aus den Gleichungen (4.16) und (4.17) für den Mittelwert von T_1

$$E[T_1] = \sum_{x=0}^{c-1} p_F^x \cdot (1-p_F) \cdot \tau(x) + p_F^c \cdot \tau(c) \quad (4.18)$$

Die Zeitkomponente T_2

Hier kann die Wiederholung nur mit Hilfe der Zeitüberwachung geschehen, d.h. wir erhalten für T_2 dasselbe Ergebnis wie für T_1 im Falle von Wiederholung durch Zeitüberwachung

$$E[T_2] = \begin{cases} c \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_I & \text{falls } t_{out} \leq c \cdot t_I \\ t_{out} + t_S + t_{ack} + t_I & \text{falls } t_{out} > c \cdot t_I \end{cases} \quad (4.19)$$

4.3. Ergebnisse für die Betriebsart HDLC-ABM

In diesem Abschnitt sollen einige numerische Ergebnisse vorgestellt werden. Um die Zuverlässigkeit der im vorherigen Abschnitt 4.2 beschriebenen Berechnungsmethode zu überprüfen, werden in den Diagrammen Simulationsergebnisse mit ihrem 95% Vertrauensintervall mit eingezeichnet. Wie schon im Abschnitt 3.4 erwähnt ist, sind im Simulationsprogramm alle Feinheiten der HDLC-gesteuerten Datenverbindung implementiert.

Bild 4.7 zeigt den normierten Durchsatz D_n einer Erdverbindung ($t_L = 50$ ms) als Funktion von l , d.h. die Länge der Informationsblöcke. Der normierte Durchsatz D_n ist der Durchsatz D bezogen auf die Übertragungsgeschwindigkeit v .

Die Kurven für $v=4.8$ kbit/s zeigen das typische Durchsatzverhalten von Übertragungsverfahren mit Fehlererkennung und Wiederholungsmechanismen [33]. Bei kurzen Blocklängen ist der Durchsatz gering, weil innerhalb eines I-Rahmens der Anteil an zusätzlichen Bits für Steuerzwecke (48 bit für MOD=8) relativ hoch ist. Bei langen Blocklängen ist zwar dieser Anteil vernachlässigbar, dafür steigt aber die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit p_F und damit werden Wiederholungen häufiger. Deshalb weisen die Kurven ein Maximum auf.

Der Einfluß des Modulo-Wertes auf den Durchsatz ist besonders deutlich bei den Kurven für $v=48$ kbit/s zu erkennen: der Durchsatz ist sehr gering bei kurzen Blocklängen. Dies ist die Folge der bereits mehrfach erwähnten Modulo-Regel. Diese Regel besagt, daß eine Station nach (MOD-1) unquittierten I-Rahmen aufhören muß, zu senden. Bei kurzen Blocklängen tritt dieser Fall auf; der Übertragungskanal steht "meistens leer" wegen des Wartens auf Quittung.

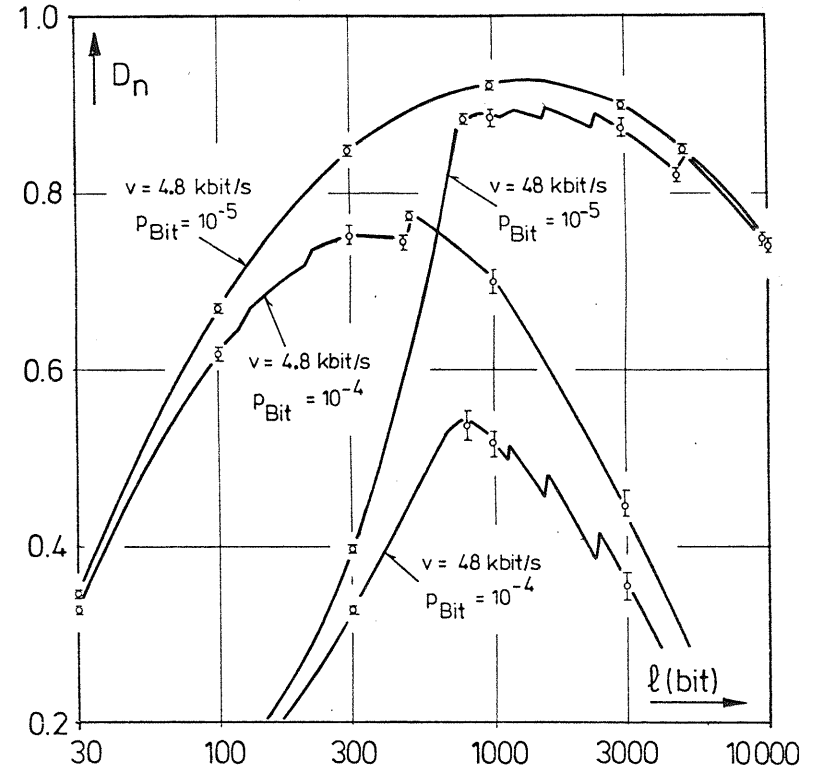


Bild 4.7: Normierter Durchsatz D_n als Funktion der Blocklänge HDLC-ABM; Einseitiger Informationstransfer; $t_L=50$ ms; MOD=8; $t_{out}=2 \cdot (t_L+t_1)$

- Berechnung
- ⊠ Simulation (95% Vertrauensintervall)

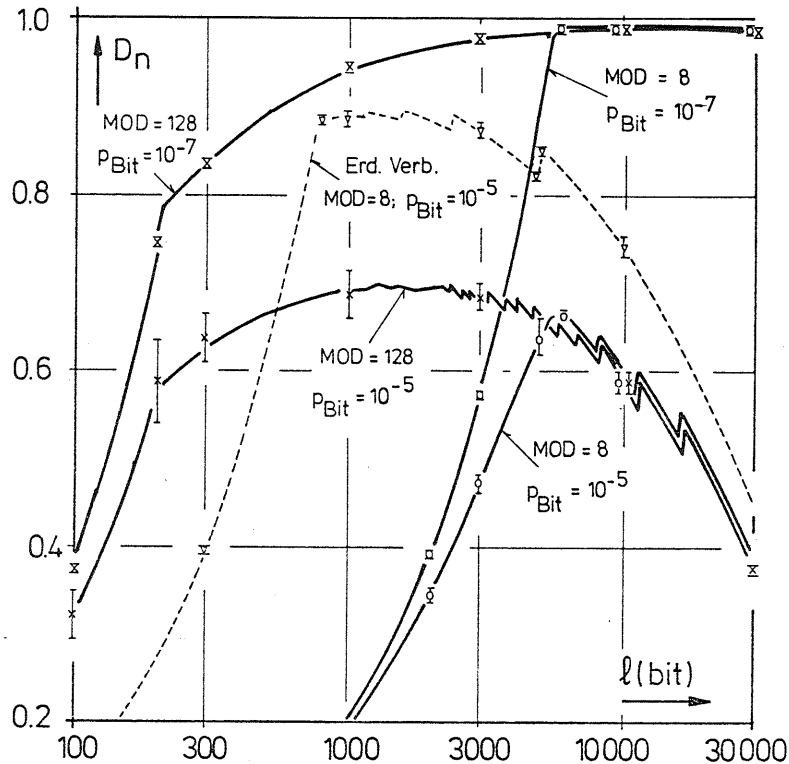


Bild 4.8: Normierter Durchsatz D_n als Funktion der Blocklänge HDLC-ABM; Einseitiger Informationstransfer; $v=48\text{ kbit/s}$; $t_{out}=2 \cdot (t_L+t_I)$; Satellitenverbindung: $t_L=350\text{ ms}$; Erdverbindung : $t_L=50\text{ ms}$

Berechnung: — Satellitenverbindung
 --- Erdverbindung
 Simulation: \bar{x} Sat.-Verbindung, MOD=128
 (95% Vert.-Int.) \bar{x} Sat.-Verbindung, MOD=8
 \bar{x} Erdverbindung, MOD=8

Kurven für den Durchsatz von Satellitenverbindungen ($t_L = 350\text{ ms}$) sind im Bild 4.8 dargestellt. Hier ist der Einfluß des Modulo-Wertes wegen der langen Laufzeit auf der Satellitenstrecke noch deutlicher. Außerdem ist ersichtlich, wie eine Erhöhung des Modulo-Wertes von 8 auf 128 in der Regel zu einer erheblichen Verbesserung des Durchsatzes führt. Bei einer Bitfehlerwahrscheinlichkeit von $p_{Bit} = 10^{-5}$, wie sie bei terrestrischen Verbindungen üblich ist, bliebe der Durchsatz einer Satellitenverbindung allerdings immer unter jenem einer Erdverbindung (gestrichelte Kurve). Der Grund liegt darin, daß im Fehlerfall die langen Satellitenlaufzeiten eine starke Verzögerung der Wiederholungsmechanismen bewirken.

Diese Beeinflussung des Durchsatzes durch die Laufzeit ist nochmals im Bild 4.9 verdeutlicht. Hier ist der normierte Durchsatz D_n über die Blocklänge l mit dem Parameter t_L aufgezeichnet. Bei steigender Laufzeit t_L wird der Durchsatz niedriger. Außerdem ist zu erkennen, wie die Modulo-Regel gemeinsam mit t_L den Durchsatz beeinflussen kann. Der Einfluß der Modulo-Regel wird mit steigenden Werten t_L immer größer.

Mit Hilfe dieses Bildes 4.9 soll auch der Fall untersucht werden, bei welchem auf den Rückkanal ebenfalls I-Rahmen übertragen werden. Während die gerechneten Kurven in diesem Bild unter der Annahme eines leeren Rückkanals gezeichnet sind, wurden die Simulationsergebnisse mit einem gesättigten Rückkanal gewonnen. Weil die Bestätigungszeit im Falle eines gesättigten Rückkanals erhöht wird, liegen diese Simulationsergebnisse unterhalb der Kurven. Allerdings ist der Unterschied relativ gering, insbesondere in jenem Bereich, wo die Modulo-Regel praktisch keinen Einfluß mehr hat (rechts vom Maximum). Es kann deshalb gesagt werden, daß die Betriebsart ABM recht unempfindlich gegen die Belastung des Rückkanals ist.

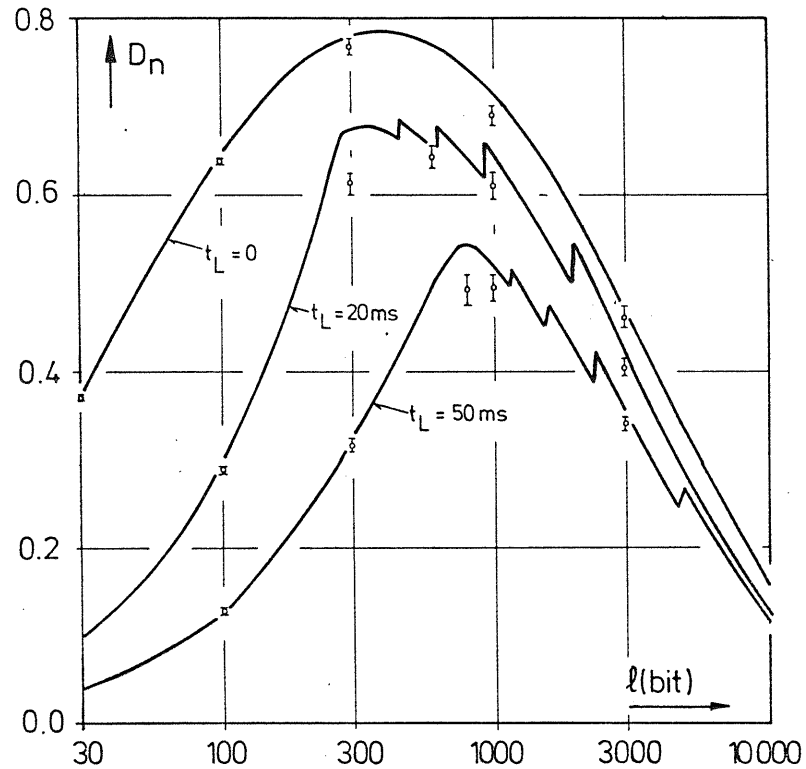


Bild 4.9: Normierter Durchsatz D_n als Funktion der Blocklänge
 HDLC-ABM; $v=48\text{ kbit/s}$; $\text{MOD}=8$; $p_{\text{Bit}}=10^{-4}$;
 $t_{\text{out}}=2 \cdot (t_L + t_I)$;
 — Berechnung
 x Simulation mit gesättigtem Rückkanal
 (95% Vert.-Intervall)

Bemerkenswert an allen diesen Kurven ist, daß sie deutliche Sprünge zeigen in jenem Bereich, wo $t_{\text{ack}} \leq (\text{MOD}-2) \cdot t_I$ ist. Diese Sprungstellen liegen genau bei den Blocklängen, bei welchen die Bestätigungszeit t_{ack} ein ganzzahliges Vielfach der Übertragungszeit t_I ist. Die Erklärung dafür findet man durch die Betrachtung einer Störung: Falls der REJ-Rahmen kurz vor dem Übertragungsende eines I-Rahmens empfangen wird, ist die Verzögerung der Wiederholung durch die restliche Übertragung des Rahmens gering. Dies geschieht, falls t_{ack} geringfügig kürzer als ein Vielfach von t_I . Falls dagegen t_{ack} geringfügig länger ist, so ist die restliche Übertragungszeit des gerade gesendeten I-Rahmens ungefähr gleich t_I . Deshalb zeigen die Kurven einen Sprung an dieser Stelle. Allerdings hängt dieser Effekt von den folgenden Annahmen ab:

- Konstante Blocklänge;
- Station B hat keine Information zum Senden, welche t_{ack} erhöhen würde;
- Die laufende Übertragung eines Rahmens wird beim Empfang eines REJ-Rahmens nicht abgebrochen.

Schließlich wird noch auf die gute Übereinstimmung zwischen Berechnungs- und Simulationsergebnissen hingewiesen.

4.4. Vorbemerkung zu der Durchsatzberechnung für die Betriebsart HDLC-NRM

Im Abschnitt 4.2.2 wurde der Begriff "Positionsnummer" eingeführt. Dies ist in den Fällen erforderlich, bei welchen zyklisch wiederholende Folgen von I-Rahmen auftreten. Diese Positionsnummern geben an, welche Position innerhalb eines Zyklus der zu betrachtende I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit belegt.

Bei der Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM (wie sie in den nächsten Abschnitten beschrieben wird) treten ebenfalls Fälle auf, bei welchen sich zyklisch wiederholende Folgen von I-Rahmen bilden. Die virtuelle Übertragungszeit eines I-Rahmens hängt wieder von der Position dieses Rahmens innerhalb eines Zyklus ab. Deshalb ist hier für die Bestimmung der virtuellen Übertragungszeit die Zufallsvariable Positionsnummer ebenfalls erforderlich. Mit denselben Überlegungen wie im Abschnitt 4.2.2 läßt sich feststellen, daß die Vergabe von Positionsnummern hier ähnlich abläuft wie dort. Der einzige Unterschied ist, daß die Zyklen nun nicht immer (MOD-1) I-Rahmen, sondern in manchen Fällen weniger I-Rahmen beinhalten: Es sei z die Anzahl von I-Rahmen innerhalb eines Zyklus. Dann belegen die I-Rahmen im fehlerfreien Fall zyklisch die Positionsnummer $W=1,2,\dots,w,\dots,z$. Nach der Störung eines I-Rahmens und nach dessen korrekter Wiederholung erhält der nächstfolgende I-Rahmen wiederum die Positionsnummer 2, unabhängig davon, welche Positionsnummer der vorhergehende (wiederholte) I-Rahmen belegt hatte.

Für die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$, daß ein I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer $W=w$ erhält, gilt ähnlich wie in Gleichung (4.5)

$$\alpha(w) = \begin{cases} \frac{P_F \cdot (1-P_F)^{z-1}}{1-(1-P_F)^z} & \text{für } w=1 \\ \frac{P_F \cdot (1-P_F)^{w-2}}{1-(1-P_F)^z} & \text{für } w=2,\dots,z \end{cases} \quad (4.20)$$

Für die Berechnung der virtuellen Übertragungszeit werden ebenfalls die bedingten virtuellen Übertragungszeiten $T_V(w)$ und ihre Komponenten $T_0(w)$, $T_1(w)$ und $T_2(w)$ eingeführt, und zwar genauso wie sie im Abschnitt 4.2.2.3 definiert sind. Es gelten deshalb ohne Einschränkungen die Gleichungen (4.4) und (4.6).

In den nächsten Abschnitten soll nun die Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM behandeln werden. Wegen des Unterschieds zwischen der P- und der S-Station müssen die zwei Übertragungsrichtungen getrennt behandelt werden. Im nächsten Abschnitt wird die Übertragungsrichtung von der P- nach der S-Station betrachtet. Die Behandlung der Gegenrichtung wird im Abschnitt 4.6 durchgeführt.

4.5. Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station

Das wichtige Merkmal der Betriebsart NRM ist, daß die S-Station nur nach dem Empfang eines Befehles mit P-Bit sendeberechtigt ist und diese Sendeberechtigung durch das Setzen des F-Bits im letzten Rahmen wieder verliert. Weil hier der einseitige Informationstransfer von der P-Station zu der S-Station betrachtet wird, hat die S-Station keine I-Rahmen zum Senden. Sie antwortet deshalb nach jedem Empfang eines P-Bits mit einem S-Rahmen, in welchem das F-Bit gesetzt ist.

Weil die P/F-Bits nur mittels S-Rahmen gesendet werden und weil ferner für die Rechnung angenommen wird, daß die S-Rahmen nicht durch Übertragungsfehler gestört werden können, braucht die Zeitüberwachung nicht betrachtet zu werden. Dies hat nur einen geringen Einfluß auf die Ergebnisse, weil die Wahrscheinlichkeit, daß ein (sehr kurzer) S-Rahmen gestört wird, sehr gering ist.

4.5.1. Fallunterscheidungen

Ähnlich wie für die Betriebsart ABM wird zunächst in Abhängigkeit von der Dauer der Bestätigungszeit t_{ack} , der Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens und des gewählten Modulo-Wertes MOD eine Fallunterscheidung durchgeführt. Als Hilfsgröße für diese Fallunterscheidung sei eine ganzzahlige Variable n definiert, die folgendermaßen aus der Bestätigungszeit t_{ack} berechnet wird:

$$n = \lceil t_{ack}/t_I \rceil \tag{4.21}$$

Die Variable n gibt also die (ganzzahlig aufgerundete) Anzahl von I-Rahmen an, die während der Dauer von t_{ack} gesendet werden können.

Mit Hilfe dieser Variable n wird zwischen folgenden 4 Fällen unterschieden:

- Fall a) $n > MOD-1$
- Fall b) $n = MOD-1$
- Fall c) $MOD-1 > n > (MOD-1)/2$
- Fall d) $n \leq (MOD-1)/2$

4.5.2. Fall a) $n > MOD-1$

In diesem Fall ist t_{ack} so groß, daß die P-Station alle (MOD-1) I-Rahmen gesendet hat, bevor der erste RR-Rahmen mit F-Bit dort ankommt. Da dieser RR-Rahmen noch keinen der letzten (MOD-1) I-Rahmen quittiert, darf die P-Station keinen neuen I-Rahmen senden. Sie muß deshalb ihrerseits durch einen RR-Rahmen eine weitere Antwort anfordern. Erst nach dem Eintreffen dieser Antwort kann sie eine weitere Folge von (MOD-1) I-Rahmen senden. Dieser Vorgang ist in Bild 4.10 dargestellt.

Es bilden sich also im fehlerfreien Fall Zyklen von (MOD-1) I-Rahmen. Bei gestörter Übertragung muß wieder der Begriff der "Positionsnummer" eingeführt werden, wie schon in Abschnitt 4.4 diskutiert wurde. Die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ werden nach Gleichung (4.20) berechnet, wobei z den Wert (MOD-1) hat.

Die Zeitkomponente $T_0(w)$

Folgende Gleichung für $T_0(1)$ kann aus Bild 4.10 abgeleitet werden:

$$T_0(1) = 2 \cdot t_{ack} + 2 \cdot t_S + t_I - (MOD-1) \cdot t_I \tag{4.22}$$

Für $w \neq 1$ ist $T_0(w)$ gleich t_I , die Übertragungszeit eines I-Rahmens. Wir erhalten insgesamt für $T_0(w)$

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} 2 \cdot t_{ack} + 2 \cdot t_S - (MOD-2) \cdot t_I & \text{für } w=1 \\ t_I & \text{für } w=2, \dots, MOD-1 \end{cases} \tag{4.23}$$

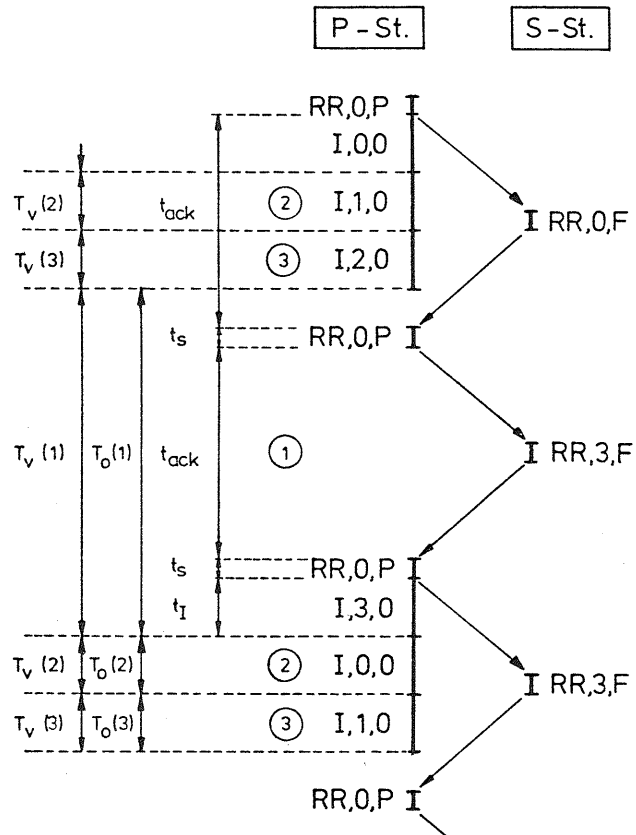


Bild 4.10: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall a) $MOD > n$, fehlerfreie Übertragung,
 $MOD = 4, n = 4$.

Die Zeitkomponente $T_1(w)$

Im Bild 4.11 ist ein Beispiel dargestellt, mit dessen Hilfe die Zeitkomponente $T_1(w)$ bestimmt werden kann. Es wird angenommen, daß der Rahmen "I,1,0" mit der Positionsnummer 2 gestört ist. Durch den Empfang von "I,2,0" erkennt die S-Station zwar einen Sequence-Fehler, sie kann aber keinen REJ-Rahmen sofort senden, weil sie noch nicht sendeberechtigt ist. Erst nach dem Empfang des 2-ten RR-Rahmens mit P-Bit kann sie den Rahmen "REJ,1,F" senden, was dann zur Wiederholung von "I,1,0" führt.

Aus Bild 4.11 ist auch ersichtlich, daß für $T_1(w)$ folgende Gleichung gilt

$$\begin{aligned}
 E[T_1(w)] &= t_{ack} - w \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I \\
 &= 2 \cdot t_{ack} + 2 \cdot t_S - (w-1) \cdot t_I \quad (4.24) \\
 &\text{für } w=1, \dots, MOD-1
 \end{aligned}$$

Die Zeitkomponente $T_2(w)$

Ebenfalls ist mit Hilfe von Bild 4.11 folgende Gleichung für $T_2(w)$ abzuleiten:

$$\begin{aligned}
 E[T_2(w)] &= t_{ack} - t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I \\
 &= 2 \cdot t_{ack} + 2 \cdot t_S \quad (4.25) \\
 &\text{für } w=1, \dots, MOD-1
 \end{aligned}$$

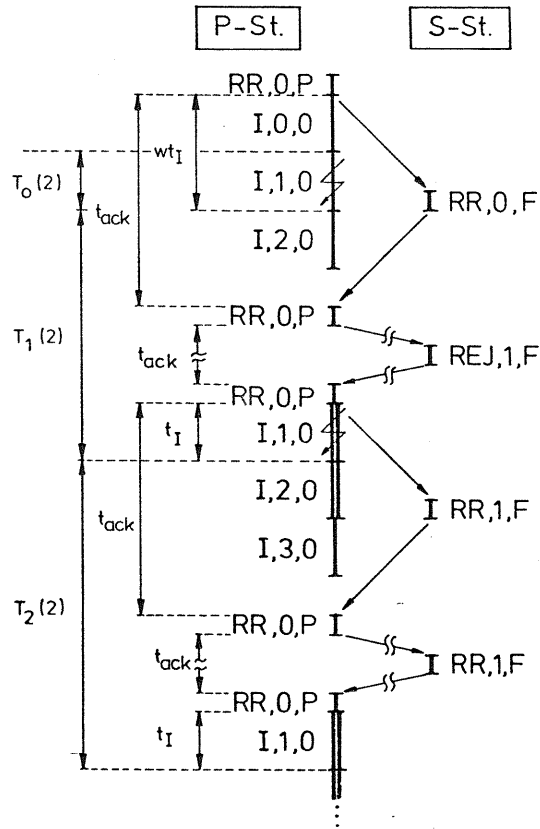


Bild 4.11: Bestimmung von $T_1(w)$ und $T_2(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
Fall a) $MOD-1 > n$, $MOD = 4$, $n = 4$.

4.5.3. Fall b) $n = MOD-1$

In diesem Fall trifft der RR-Rahmen mit F-Bit während der Übertragung des (MOD-1)-ten I-Rahmens ein (Bild 4.12). Dieser RR-Rahmen quittiert aber noch keinen der letzten (MOD-1) I-Rahmen. Deshalb kann die P-Station erst nach dem Empfang von "RR,3,F" eine neue Folge von (MOD-1) I-Rahmen senden.

Weil die Zyklen hier (MOD-1) I-Rahmen beinhalten, sind die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ nach Gleichung (4.20) zu berechnen, wobei $z=MOD-1$ ist.

Für die Zeitkomponenten $T_0(w)$, $T_1(w)$ und $T_2(w)$ können ohne Schwierigkeit aus den Bildern 4.12 und 4.13 folgende Gleichungen angeschrieben werden:

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} t_{ack} + 2 \cdot t_S + t_I & \text{für } w=1 \\ t_I & \text{für } w=2, \dots, MOD-1 \end{cases} \quad (4.26)$$

$$E[T_1(w)] = (MOD-1) \cdot t_I - w \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I \\ = t_{ack} + 2 \cdot t_S + (MOD-w) \cdot t_I \quad \text{für } w=1, \dots, MOD-1 \quad (4.27)$$

$$E[T_2(w)] = (MOD-2) \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I \\ = t_{ack} + 2 \cdot t_S + (MOD-1) \cdot t_I \quad \text{für } w=1, \dots, MOD-1 \quad (4.28)$$

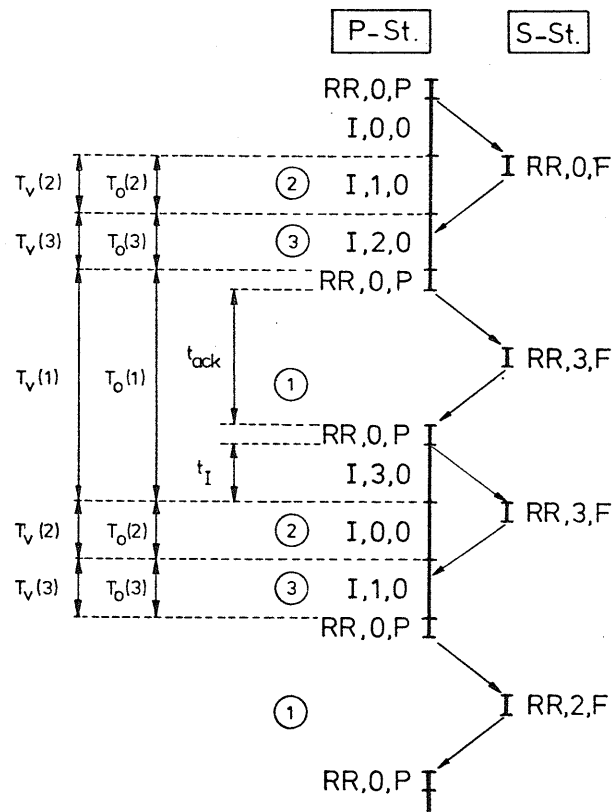


Bild 4.12: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall b) MOD-1 = n, fehlerfreie Übertragung,
 MOD = 4, n = 3.

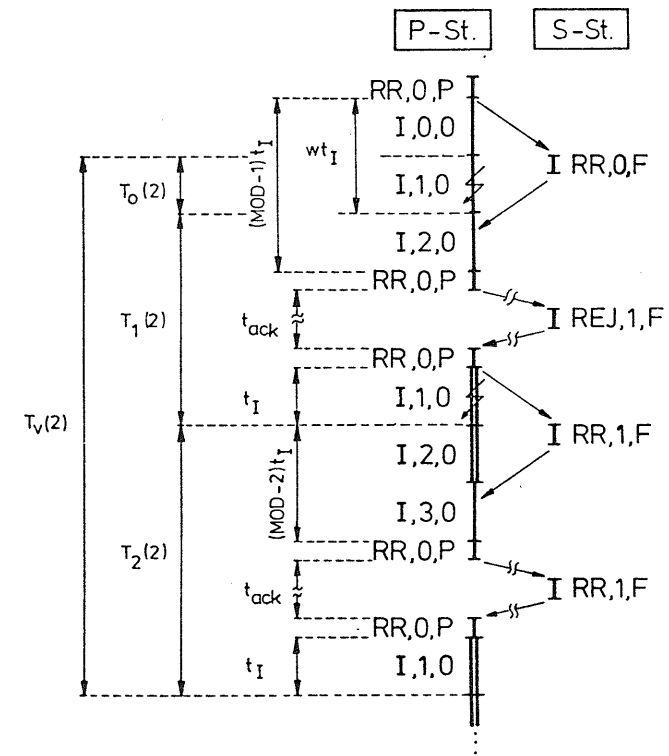


Bild 4.13: Bestimmung von $T_1(w)$ und $T_2(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall b) MOD-1 = n, MOD = 4, n = 3.

4.5.4. Fall c) $(MOD-1) > n > (MOD-1)/2$

Der erste RR-Rahmen mit F-Bit, der noch keinen jener I-Rahmen quittiert, die nach dem letzten RR-Rahmen mit P-Bit gesendet wurden, trifft während der Übertragung des n-ten I-Rahmens ein (Bild 4.14). Nachdem die P-Station einen 2-ten RR-Rahmen mit P-Bit gesendet hat, kann sie nur noch die restliche $(MOD-1-n)$ I-Rahmen senden; dann stößt sie an der Modulo-Grenze an und muß das Senden von I-Rahmen unterbrechen. Derselbe Vorgang wiederholt sich nach dem Eintreffen des 2-ten RR-Rahmens mit F-Bit.

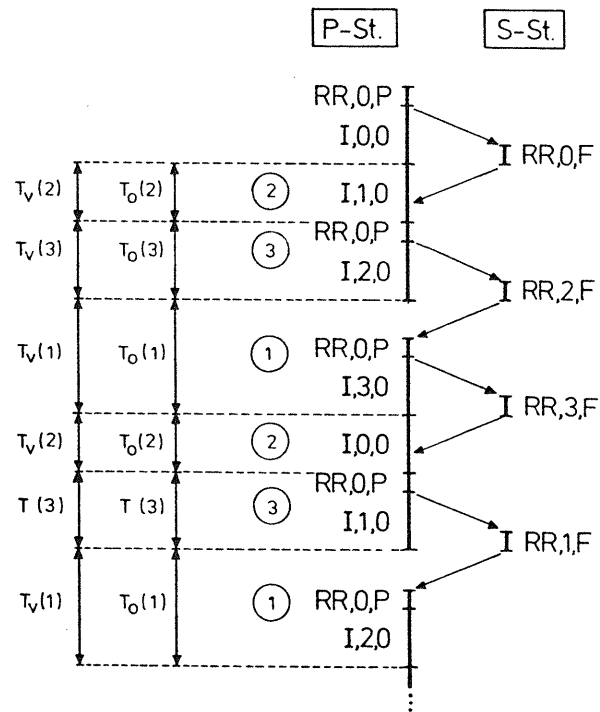


Bild 4.14: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall c) $MOD-1 > n > (MOD-1)/2$,
 fehlerfreie Übertragung, $MOD = 4, n = 2$.

Die Zyklen beinhalten wiederum $(MOD-1)$ I-Rahmen, d.h. die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ sind nach Gleichung (4.20) mit $z=MOD-1$ zu berechnen.

Die Zeitkomponente $T_0(w)$

Der I-Rahmen mit $w=1$ muß auf den 2-ten RR-Rahmen mit F-Bit warten. Für ihn gilt:

$$E[T_0(1)] = t_{ack} - (MOD-1-n) \cdot t_I + t_S + t_I$$

$$= t_{ack} + t_S - (MOD-2-n) \cdot t_I \quad (4.29)$$

Die virtuelle Übertragungszeit des I-Rahmens mit $w=n+1$ wird durch die Übertragung eines RR-Rahmens mit P-Bit verzögert, d.h. es gilt

$$E[T_0(n+1)] = t_I + t_S \quad (4.30)$$

Insgesamt erhalten wir

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} t_{ack} + t_S - (MOD-2-n) \cdot t_I & \text{für } w=1 \\ t_I + t_S & \text{für } w=n+1 \\ t_I & \text{sonst} \end{cases} \quad (4.31)$$

Die Zeitkomponente $T_1(w)$

Aus Bild 4.15 ist zu ersehen, daß für $w=1, \dots, n$ folgende Gleichung für $T_1(w)$ gilt:

$$E[T_1(w)] = (n-w) \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I$$

$$= t_{ack} + 2 \cdot t_S + (n-w+1) \cdot t_I \quad (4.32a)$$

für $w=1, \dots, n$

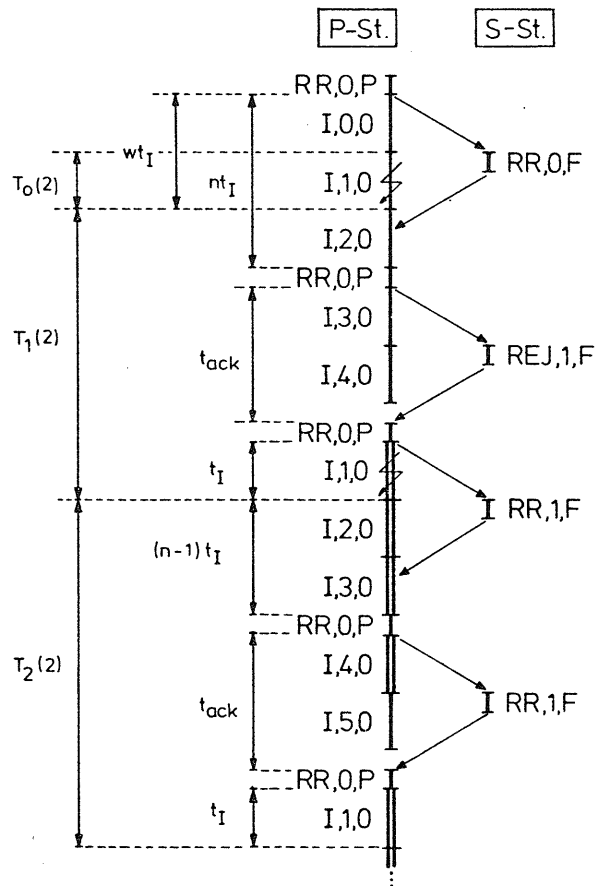


Bild 4.15: Bestimmung von $T_1(w)$ und $T_2(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall c) $MOD-1 > n > (MOD-1)/2$,
 $MOD = 6, n = 3, w = 2$.

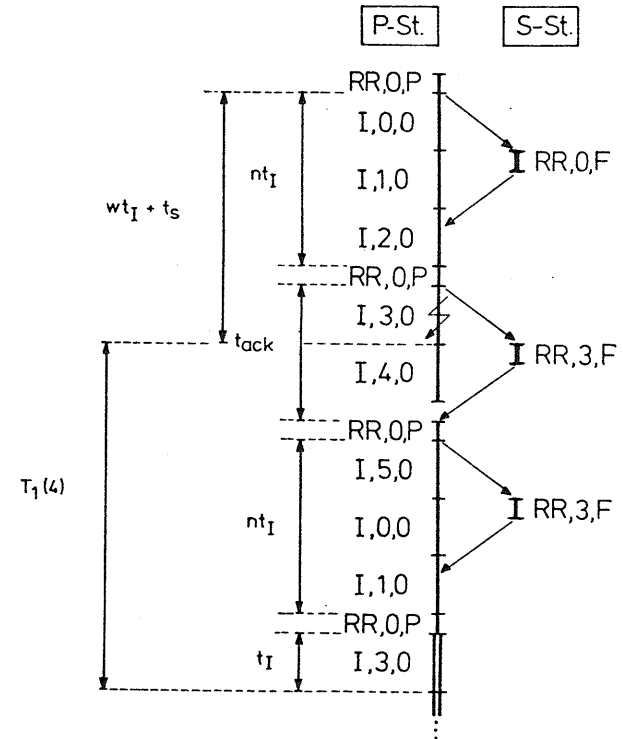


Bild 4.16: Bestimmung der Zeitkomponente $T_1(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
 Fall c) $MOD-1 > n > (MOD-1)/2$,
 $MOD = 6, n = 3, w = 4$.

Falls $w > n$ ist, dann gilt (Bild 4.16)

$$\begin{aligned}
 E[T_1(w)] &= n \cdot t_I + t_S + t_{ack} - (w \cdot t_I + t_S) + t_S \\
 &\quad + n \cdot t_I + t_S + t_I \\
 &= t_{ack} + 2 \cdot t_S + (2 \cdot n - w + 1) \cdot t_I \quad (4.32b) \\
 &\quad \text{für } w = n+1, \dots, MOD-1
 \end{aligned}$$

Die Zeitkomponente $T_2(w)$

Nach Bild 4.15 gilt für $T_2(w)$

$$\begin{aligned}
 E[T_2(w)] &= (n-1) \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_S + t_I \\
 &= t_{ack} + 2 \cdot t_S + n \cdot t_I \quad (4.33)
 \end{aligned}$$

4.5.5. Fall d) $n \leq (MOD-1)/2$

In diesem Fall ist die Bestätigungszeit t_{ack} so kurz geworden, daß im fehlerfreien Fall die P-Station nicht mehr an die Modulo-Grenze anstößt. Es bilden sich Zyklen von jeweils n I-Rahmen, die durch einen RR-Rahmen mit P-Bit voneinander getrennt sind (Bild 4.17). Die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ sind hier ebenfalls mit Hilfe von Gleichung (4.20) zu berechnen, wobei zu beachten ist, daß nun $z=n$ ist.

Aus den Bildern 4.17 und 4.18 können folgende Gleichungen für $T_0(w)$ und $T_1(w)$ geschrieben werden:

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} t_I + t_S & \text{für } w=1 \\ t_I & \text{für } w=2, \dots, n \end{cases} \quad (4.34)$$

$$\begin{aligned}
 E[T_1(w)] &= (n-w) \cdot t_I + t_S + n \cdot t_I + t_S + t_I \\
 &= (2 \cdot n - w + 1) \cdot t_I + 2 \cdot t_S \quad (4.35)
 \end{aligned}$$

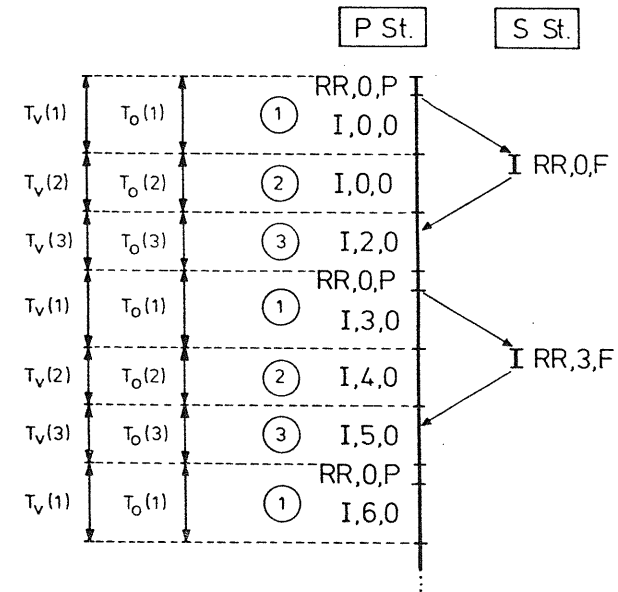


Bild 4.17: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station:
Fall d) $n \leq (MOD-1)/2$, fehlerfreie Übertragung,
 $MOD = 8, n = 3$.

Weil eine Wiederholung immer am Anfang einer Folge von n I-Rahmen geschieht, hat $T_2(w)$ denselben Wert wie $T_1(1)$, d.h.

$$E[T_2(w)] = 2 \cdot n \cdot t_I + t_S \quad (4.36)$$

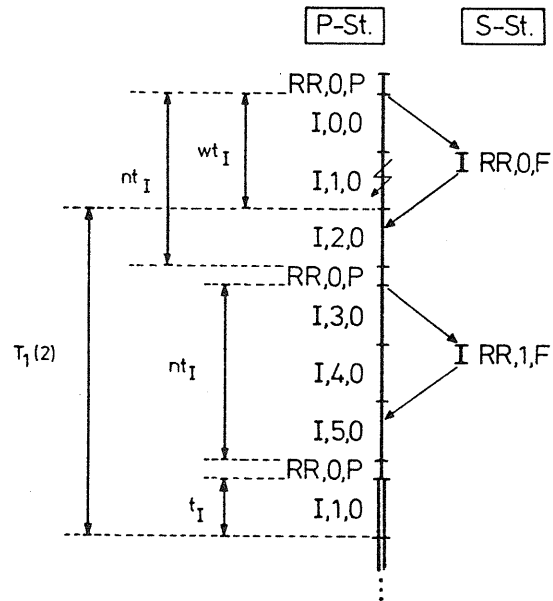


Bild 4.18: Bestimmung der Zeitkomponente $T_1(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der P- zu der S-Station: Fall d) $n \leq (MOD-1)/2$, MOD = 8, n = 3, w = 2.

Damit sind die 4 Fälle behandelt. Um einen Vergleich mit der anderen Richtung (d.h. Richtung von der S- zu der P-Station) zu ermöglichen, werden die Ergebnisse erst im Abschnitt 4.7 vorgestellt.

4.6. Berechnung des Durchsatzes für die Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station

4.6.1. Fallunterscheidungen

Hier müssen ebenfalls in Abhängigkeit der Dauer der Bestätigungszeit t_{ack} , der Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens und des gewählten Modulo-Wertes MOD folgende Fallunterscheidungen durchgeführt werden:

- Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$
- Fall b) $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$

4.6.2. Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$

In diesem Fall ist die Bestätigungszeit t_{ack} so groß, daß die S-Station bereits an die Modulo-Grenze angestoßen ist, bevor die Quittung für den ersten I-Rahmen eintrifft (Bild 4.19). Nach der Übertragung von (MOD-1) I-Rahmen muß die S-Station mit dem Senden aufhören und sendet deshalb einen RR-Rahmen mit F-Bit. Erst beim Eintreffen eines RR-Rahmens mit P-Bit erhält sie wieder Sendeerlaubnis und kann die nächsten (MOD-1) I-Rahmen übertragen. Es bilden sich also zyklisch wiederholende Folgen von je (MOD-1) I-Rahmen. Die Berechnung der virtuellen Übertragungszeit erfordert wiederum die Einführung von Positionsnummern. Die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$, daß ein I-Rahmen am Anfang seiner virtuellen Übertragungszeit die Positionsnummer w erhält, sind durch Gleichung (4.20) gegeben, wobei $z=(MOD-1)$ ist.

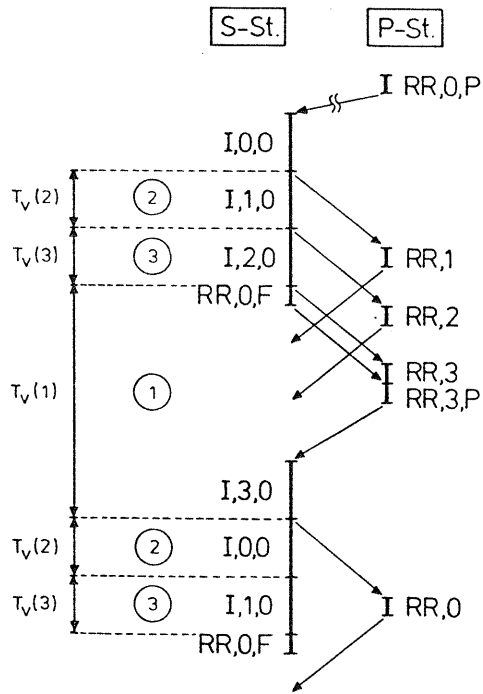


Bild 4.19: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station:
 Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$,
 fehlerfreie Übertragung, MOD = 4.

Die Zeitkomponente $T_0(w)$

Für die Berechnung der Zeitkomponente $T_0(w)$ kann Bild 4.19 zuhulfe genommen werden und es gilt

$$E[T_0(w)] = \begin{cases} t_{ack} + t_S + t_I & \text{für } w=1 \\ t_I & \text{für } w=2, \dots, MOD-1 \end{cases} \quad (4.37)$$

Die Zeitkomponente $T_1(w)$

Für die Bestimmung von $T_1(w)$ ist in Bild 4.20 ein Beispiel gegeben, wobei der Rahmen "I,1,0" mit der Positionsnummer 2 gestört ist. Der nachfolgende I-Rahmen "I,2,0" löst dann an der P-Station einen Sequence-Fehler aus; die P-Station sendet deshalb einen REJ-Rahmen. Beim Empfang dieses REJ-Rahmens kann die S-Station die Wiederholung von "I,1,0" nicht starten, weil sie noch nicht sendeberechtigt ist. Erst nach dem Empfang des Rahmens "RR,1,P" kann die Wiederholung durchgeführt werden. Für

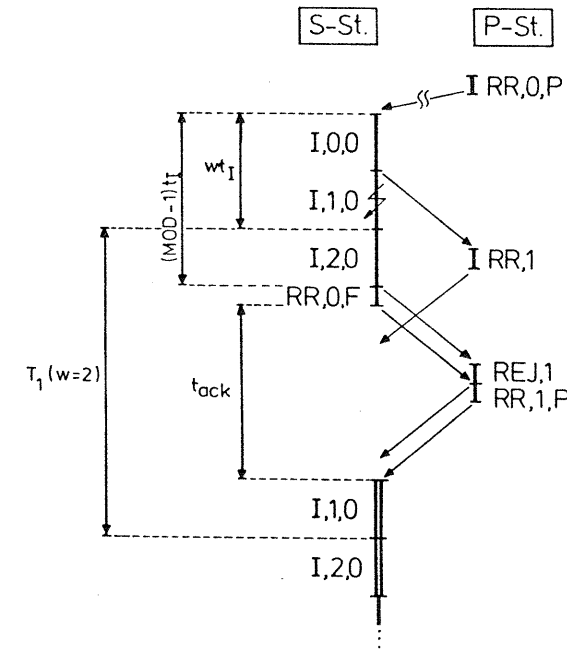


Bild 4.20: Bestimmung der Zeitkomponente $T_1(w)$, HDLC-NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station:
 Fall a) $t_{ack} > (MOD-2) \cdot t_I$, MOD = 4.

die Wiederholung eines I-Rahmens sind also die nachfolgenden I-Rahmen (zwischen dem gestörten I-Rahmen und dem anschließenden RR-Rahmen mit F-Bit) irrelevant, weil die S-Station sowieso erst beim Empfang eines RR-Rahmens mit P-Bit wieder senden darf. Für $T_1(w)$ gilt dann (s. Bild 4.20):

$$\begin{aligned} E[T_1(w)] &= (\text{MOD}-1) \cdot t_I - w \cdot t_I + t_S + t_{\text{ack}} + t_I \\ &= (\text{MOD}-w) \cdot t_I + t_S + t_{\text{ack}} \end{aligned} \quad (4.38)$$

für $w=1, \dots, \text{MOD}-1$

Die Zeitkomponente $T_2(w)$

Weil ein wiederholter I-Rahmen immer am Anfang einer Folge von $(\text{MOD}-1)$ I-Rahmen gesendet wird, ist die Zeitkomponente $T_2(w)$ gleich $T_1(1)$, d.h.

$$\begin{aligned} E[T_2(w)] &= (\text{MOD}-1) \cdot t_I + t_S + t_{\text{ack}} \end{aligned} \quad (4.39)$$

für $w=1, \dots, \text{MOD}-1$

4.6.3. Fall b) $t_{\text{ack}} \leq (\text{MOD}-2) \cdot t_I$

Die Bestätigungszeit t_{ack} ist nun so kurz, daß im fehlerfreien Fall die S-Station die I-Rahmen kontinuierlich senden kann. Es treten keine sich zyklisch wiederholenden Folgen von I-Rahmen auf; für die Berechnung der virtuellen Übertragungszeit wird keine Positionsnummer erforderlich.

Die Zeitkomponente T_0

Da im fehlerfreien Fall die I-Rahmen kontinuierlich nacheinander gesendet werden können, gilt für T_0

$$E[T_0] = t_I \quad (4.40)$$

Die Zeitkomponente T_1

Für die Berechnung von T_1 muss zwischen den folgenden Fällen unterschieden werden:

- (1) Die Wiederholung ist durch den Empfang eines REJ-Rahmens ausgelöst (Bild 4.21).
- (2) Die Wiederholung ist erst durch den Empfang eines P-Bits möglich
 - entweder weil der REJ-Rahmen zu spät eintrifft und die S-Station deswegen bereits an die Modulo-Grenze angestoßen ist (Bild 4.22),
 - oder weil alle $(\text{MOD}-2)$ nachfolgende I-Rahmen gestört sind und die S-Station deswegen ebenfalls an die Modulo-Grenze anstößt.

Es sei y die maximale Anzahl von I-Rahmen, die nach dem betrachteten ebenfalls gestört werden dürfen, damit Fall 1 noch auftreten kann. Weil nach dem betrachteten Rahmen noch maximal $(\text{MOD}-2)$ I-Rahmen gesendet werden dürfen, muß y folgender Gleichung genügen:

$$y + 1 + n = \text{MOD}-2 \quad (4.41)$$

wobei $n = \lceil t_{\text{ack}}/t_I \rceil$ (4.42)

$\lceil \gamma \rceil$ steht für die kleinste ganze Zahl, die größer als oder gleich γ ist.

Weil $y \geq 0$ sein muß, lautet für y :

$$y = \text{Maximum} \{0, \text{MOD}-3-n\} \quad (4.43)$$

Es sei X die Anzahl von I-Rahmen, die dem betrachteten unmittelbar folgen und ebenfalls gestört sind.

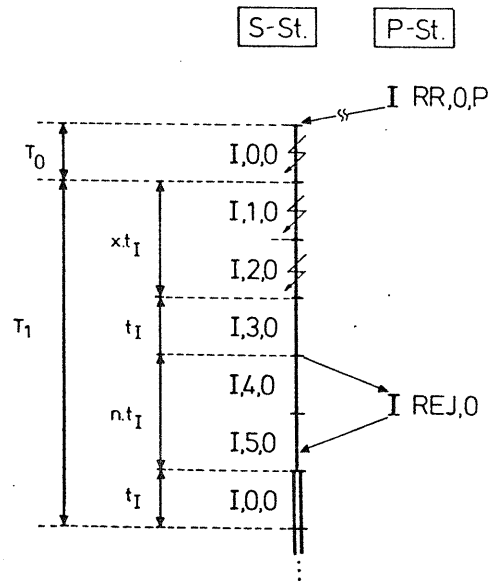


Bild 4.21: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station:

Fall b) $t_{ack} \leq (\text{MOD}-2) \cdot t_I$, $\text{MOD} = 8$, $n = 2$, $y = 3$
 (Nach dem betrachteten I-Rahmen sind weniger als y I-Rahmen gestört).

Für $X=0,1,\dots,x,\dots,y$ tritt Fall 1 auf und es gilt für T_1 (Bild 4.21):

$$T_1 = x \cdot t_I + t_I + n \cdot t_I + t_I = (x+n+2) \cdot t_I \quad (4.44a)$$

Falls $X > y$ ist, dann tritt Fall 2 auf und es gilt (Bild 4.22)

$$T_1 = (\text{MOD}-2) \cdot t_I + t_S + t_{ack} + t_I = (\text{MOD}-1) \cdot t_I + t_S + t_{ack} \quad (4.44b)$$

Weil angenommen wird, daß die I-Rahmen unabhängig voneinander gestört werden, gilt für die Wahrscheinlichkeit $P[X=x]$, daß $X=x$ ist:

$$P[X=x] = (1-p_F) \cdot p_F^x \quad (4.45)$$

Mit (4.45) in (4.44a,b) gilt dann schließlich für den Mittelwert von T_1

$$E[T_1] = \sum_{x=0}^y (1-p_F) \cdot p_F^x \cdot (x+n+2) \cdot t_I + p_F^{y+1} \cdot [(\text{MOD}-1) \cdot t_I + t_S + t_{ack}] \quad (4.46)$$

Die Zeitkomponente T_2

Weil der REJ-Rahmen nur einmal gesendet werden darf, muß die S-Station bei einer gestörten Wiederholung zwangsläufig an die Modulo-Grenze anstoßen. Die nächste Wiederholung wird dann durch das nächste P-Bit ausgelöst. Es gilt somit für T_2

$$E[T_2] = (\text{MOD}-1) \cdot t_I + t_{ack} + t_S \quad (4.47)$$

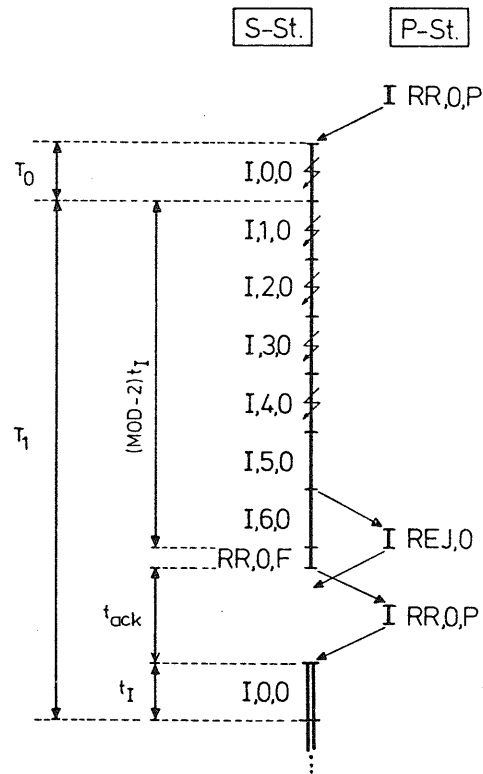


Bild 4.22: HDLC-Betriebsart NRM, einseitiger Informationstransfer von der S- zu der P-Station:

Fall b) $t_{ack} \leq (MOD-2) \cdot t_I$, MOD = 8, n = 2, y = 3
 (Nach dem betrachteten I-Rahmen sind mehr als y I-Rahmen gestört).

4.7. Ergebnisse für die Betriebsart NRM

In diesem Abschnitt soll nicht nur ein Vergleich zwischen Simulations- und Berechnungsergebnissen, sondern auch ein Leistungsvergleich bezüglich des Durchsatzes der beiden Übertragungsrichtungen durchgeführt werden.

In Bild 4.23 bis 4.25 ist der normierte Durchsatz als Funktion der Blocklänge dargestellt. Im allgemeinen zeigen die Kurven dieselbe Tendenz, wie sie von der Betriebsart ABM bekannt war, nämlich geringer Durchsatz sowohl bei kurzen Blocklängen wegen des relativ hohen Anteils an Steuerbits, als auch bei langen Blocklängen wegen steigender Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit. Die Sprungstellen der Kurven haben ebenfalls dieselbe Ursache wie jene bei der Betriebsart ABM (vgl. Abschnitt 4.4).

Im Bild 4.23 ist der Durchsatz einer Erdverbindung mit zwei verschiedenen Übertragungsgeschwindigkeiten dargestellt. Betrachtet werden zunächst die Kurven für $v=4.8$ kbit/s. Im Gebiet links vom Maximum ist der Durchsatz wegen des zusätzlichen Anteils an Steuerbits niedriger. Weil die P-Station nach jedem Empfang eines F-Bits sofort einen S-Rahmen mit P-Bit sendet, verliert die Richtung von der P- zu der S-Station noch zusätzliche Kapazität durch die Übertragung dieser S-Rahmen. Deshalb hat die Richtung von der P- zu der S-Station in diesem Gebiet einen niedrigeren Durchsatz als die Gegenrichtung.

Im Gebiet rechts vom Maximum ändert sich aber das Verhalten der Kurven. Der Faktor, der in diesem Gebiet den Durchsatz im wesentlichen bestimmt, ist die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit. Hier ist die Laufzeit relativ zur Übertragungsdauer eines I-Rahmens so kurz geworden, daß die sendende P-Station praktisch nach jedem I-Rahmen einen S-Rahmen mit P-Bit sendet. Falls ein I-Rahmen gestört wird (was hier relativ häufiger ist), kann er mit Hilfe des relativ schnell zurückkommenden F-Bits wiederholt werden. Dagegen wird bei der Übertragungsrichtung von der S- zu der P-Station ein gestörter

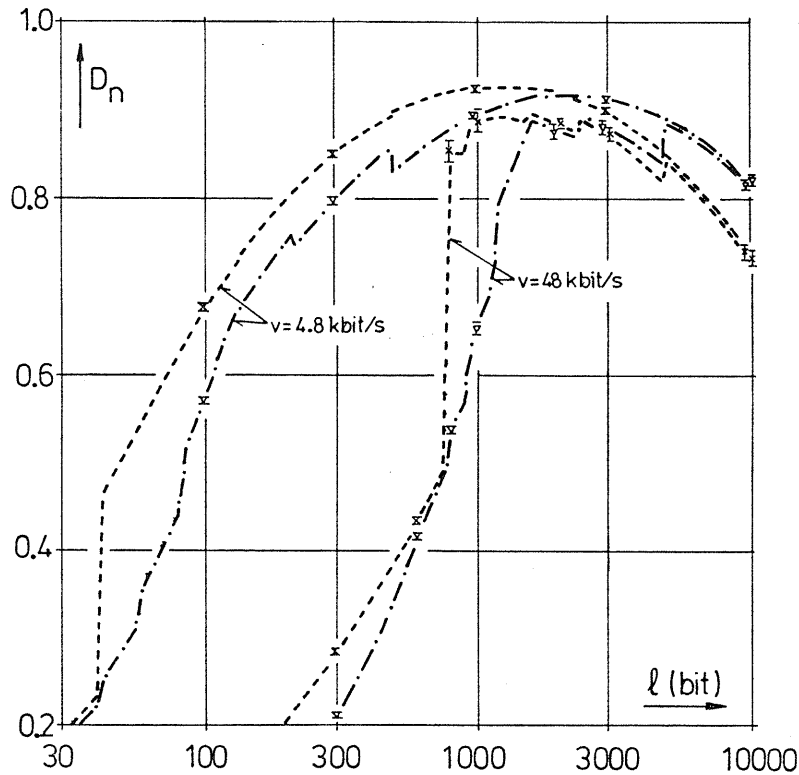


Bild 4.23: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge
 HDLC-NRM; Einseitiger Informationstransfer;
 $t_L=50\text{ms}$; $p_{\text{Bit}}=10^{-5}$; $\text{MOD}=8$; $t_{\text{out}}=\text{MOD} \cdot t_I + 2 \cdot t_L$
 Berechnung: - - - P zu S
 S zu P
 Simulation: x P zu S
 (95% Vert.-Int.) y S zu P

I-Rahmen meistens mit Hilfe eines REJ-Rahmens wiederholt. Bis zur Auslösung der Wiederholung dauert es deshalb länger als im vorherigen Fall, weil die P-Station den REJ-Rahmen erst senden darf, nachdem sie einen Sequence-Fehler erkannt hat. Somit hat die Richtung von der P- zu der S-Station in diesem Gebiet einen besseren Durchsatz als die Gegenrichtung.

Der Unterschied zwischen den Kurven für $v=4.8$ und 48 kbit/s wird durch die bekannte Modulo-Regel verursacht: Bei einer hohen Übertragungsgeschwindigkeit und kurzer Blocklänge muß das Senden von I-Rahmen (nach jeweils (MOD-1) I-Rahmen) häufiger unterbrochen werden als bei einer niedrigeren. Deshalb haben beide Richtungen bei $v=48$ kbit/s und kurzen Blocklängen einen sehr geringen Durchsatz.

Außerdem ist der Einfluß der Modulo-Regel stärker ausgeprägt bei der Richtung von der P- zu der S-Station als bei der Gegenrichtung. Der Grund ist: die P-Station ist jederzeit sendeberechtigt und kann deshalb jeden empfangenen I-Rahmen sofort bestätigen; dagegen kann die S-Station dies nur nach dem Empfang eines Befehles mit P-Bit tun. Das bedeutet, daß die P-Station erstens öfter und zweitens innerhalb eines größeren Bereiches von Blocklängen an die Modulo-Grenze anstößt als die S-Station.

Bild 4.24 zeigt den Durchsatz einer Satellitenverbindung mit einer Bitfehlerwahrscheinlichkeit von 10^{-7} . Wegen der kleinen Bitfehlerwahrscheinlichkeit ist der Unterschied zwischen den beiden Richtungen bei langen Blöcken nicht mehr vorhanden. Der Unterschied bei kurzen Blöcken hat denselben Grund wie vorher im Bild 4.23.

Außerdem ist deutlich, wie eine Erhöhung des Modulo-Wertes von 8 auf 128 den Durchsatz verbessern kann. Diese Erhöhung kann allerdings unter Umständen zu Problemen für die Richtung von der S- zu der P-Station führen, wie es im Bild 4.25 gezeigt ist. In diesem Bild wird eine höhere Bitfehlerwahrscheinlichkeit von

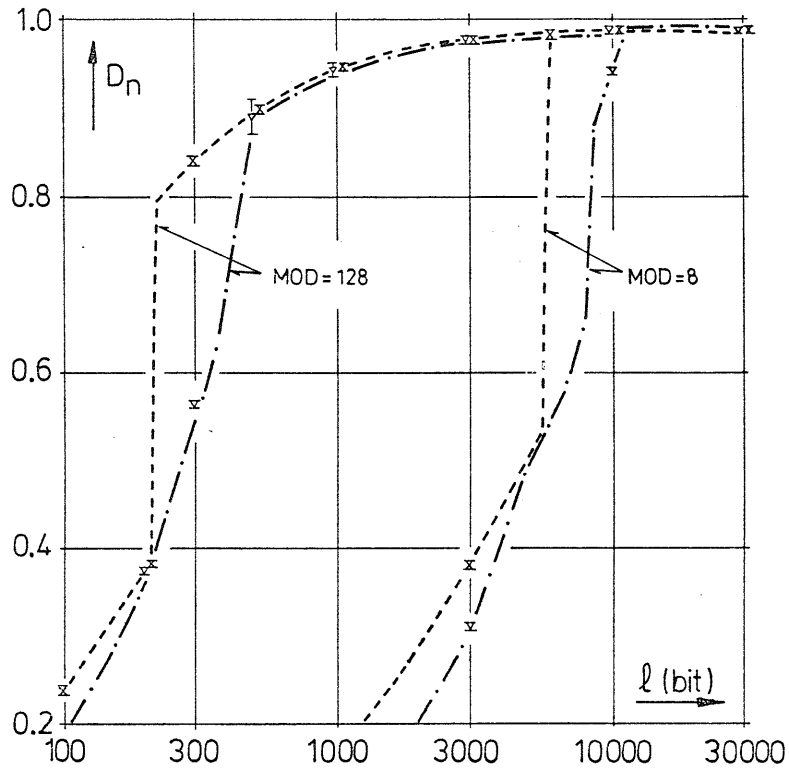


Bild 4.24: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge
 HDLC-NRM; Einseitiger Informationstransfer;
 $t_L=350\text{ms}$; $p_{\text{Bit}}=10^{-7}$; $v=48\text{kb/s}$; $t_{\text{out}}=\text{MOD} \cdot t_1 + 2 \cdot t_L$

Berechnung: -.-.- P zu S
 - - - - S zu P
 Simulation: ⌘ P zu S
 (95% Vert.-Int.) ⌘ S zu P

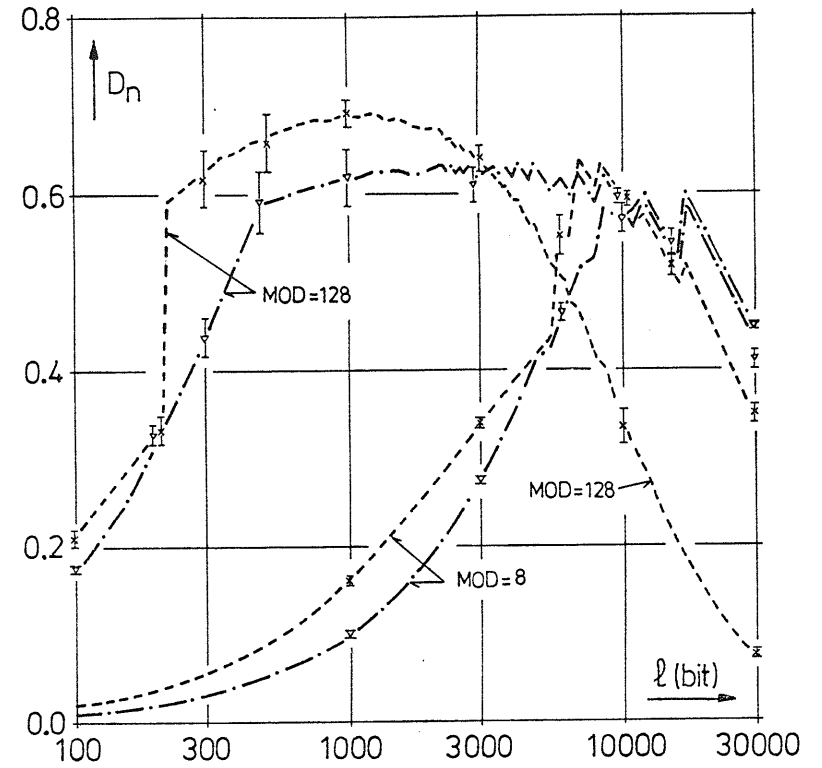


Bild 4.25: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge
 HDLC-NRM; Einseitiger Informationstransfer;
 $t_L=350\text{ms}$; $p_{\text{Bit}}=10^{-5}$; $v=48\text{kb/s}$; $t_{\text{out}}=\text{MOD} \cdot t_1 + 2 \cdot t_L$

Berechnung: -.-.- P zu S
 - - - - S zu P
 Simulation: ⌘ P zu S
 (95% Vert.-Int.) ⌘ S zu P

10⁻⁵ angenommen. (Diese schlechte Qualität der Satellitenverbindung kann dadurch bedingt sein, daß die Satellitenstrecke durch eine weniger gute terrestrische Strecke verlängert würde). Der Durchsatz für die Richtung von der S- zu der P-Station erleidet bei Modulo 128 einen steilen Abfall ab Blocklängen größer als ca. 5000 bit. Dies kommt von folgender Fehlersituation. Falls der REJ-Rahmen gestört ist, oder falls eine Wiederholung gestört ist (was hier wahrscheinlicher ist), kann die P-Station keinen zweiten REJ-Rahmen senden. Die S-Station sendet solange weiter, bis sie die Anzahl von (MOD-1) unquittierten I-Rahmen erreicht und ihre Übertragung durch das Senden eines S-Rahmens mit F-Bit unterbricht. Erst jetzt kann die P-Station ein P-Bit senden, welches zu einer neuen Wiederholung bei der S-Station führt. Je größer der Modulo-Wert ist, desto länger dauert es, bis die S-Station die Modulo-Grenze erreicht. Deshalb dauert die Fehlersituation bei Modulo 128 viel länger als bei Modulo 8.

Bei der Betriebsart NRM ist deshalb die Wahl des Modulo-Wertes mit Vorsicht durchzuführen. Dies war bei ABM nicht der Fall (vgl. Abschnitt 4.3). Bei ABM kann eine Erhöhung des Modulo-Wertes nur zu einer Verbesserung des Durchsatzes führen. Auf diesen Effekt wird im Kapitel 6 bei dem Leistungsvergleich zwischen ABM und NRM noch genauer eingegangen.

5. BESTIMMUNG DER TRANSFERZEIT FÜR DIE BETRIEBSART HDLC-ABM

5.1. Allgemeines

Im Gegensatz zu dem im Kapitel 4 behandelten gesättigten Fall wird in diesem Kapitel der ungesättigte Fall betrachtet, d.h. die Übertragungskanäle sind nur zum Teil ausgelastet und die Anzahl der zu übertragenden Informationsblöcke schwankt statistisch. Diese Situation ist charakteristisch für interaktiven Verkehr, bei welcher die wichtige Verkehrsgröße die Transferzeit ist. Die Transferzeit eines Informationsblockes ist definiert als das Zeitintervall von dem Ankunftszeitpunkt dieses Blockes an eine Sendestation bis zu seinem korrekten Empfang durch die Gegenstation.

Für den in Kapitel 4 behandelten "gesättigten Fall", bei dem angenommen wird, daß stets ein weiterer I-Rahmen zum Absenden bereitsteht, ergibt sich die mittlere Transferzeit aus der Anzahl der Warteplätze des Sendespeichers multipliziert mit dem Erwartungswert der virtuellen Übertragungszeit plus die Verzögerungszeit t_L .

Im folgenden wird die analytische Bestimmung der mittleren Transferzeit im ungesättigten Fall für die Betriebsart ABM durchgeführt. Für die Betriebsart NRM wird ihre Bestimmung mit Hilfe der Simulation durchgeführt (s. Kapitel 6).

Für den Ankunftsprozess der Informationsblöcke wird eine negativ exponentielle Verteilung der Ankunftsabstände (Poisson-Prozess) angenommen.

Neben der Belastung der Übertragungskanäle kann die Transferzeit durch folgende Parameter beeinflusst werden: Eigenschaften der Übertragungskanäle (Übertragungsgeschwindigkeit, Fehlerwahrscheinlichkeit, Laufzeit), Verarbeitungszeit, Wiederholungsmechanismen, Modulo-Wert, ... Wie in den Abschnitten 4.2 und 4.3 gezeigt wurde, kann der Modulo-Wert die Leistungsfähigkeit einer HDLC-ABM-gesteuerten Datenverbindung nur dann verschlechtern, falls die

Bestätigungszeit t_{ack} größer als die Zeit zum Übertragen von (MOD-2) I-Rahmen ist. Solch eine Situation kann aber, außer bei Erdverbindungen mit sehr kurzen Blocklängen, nur bei Satellitenverbindungen auftreten. Mit einer einfachen Signallaufzeit von ungefähr 270 ms kommen allerdings Satellitenverbindungen für interaktive Anwendungen kaum in Frage, weil diese Anwendungen meistens eine kurze Antwortzeit erfordern. Deshalb wird im folgenden der Einfluß der Modulo-Regel auf die Transferzeit nicht betrachtet, d.h. es wird angenommen, daß der Übertragungsvorgang nicht wegen der Modulo-Regel unterbrochen wird. Nichtsdestoweniger werden alle restlichen Parameter in die Analyse einbezogen. Deshalb gilt die Analyse auch für Satellitenverbindungen unter der Voraussetzung, daß der Modulo-Wert genügend groß ist.

Die im folgenden beschriebene Analyse beruht auf dem Konzept der "virtuellen" Übertragungszeit (vgl. Kapitel 3). Dort wurde folgende Gleichung für die mittlere Transferzeit abgeleitet:

$$E[T_F] = \frac{\lambda_A \cdot E[T_V^2]}{2 \cdot (1 - \lambda_A \cdot E[T_V])} + E[T_V] + t_L \quad (5.1)$$

Zur Bestimmung der ersten und zweiten Momente der virtuellen Übertragungszeit T_V wurden im Abschnitt 3.4.2.3 die Zeitkomponenten T_0 , T_1 und T_2 eingeführt. Folgende Gleichungen gelten zwischen den Momenten von T_0 , T_1 , T_2 und T_V :

$$E[T_V] = E[T_0] + p_F \cdot E[T_1] + \frac{p_F^2}{1 - p_F} \cdot E[T_2] \quad (5.2a)$$

$$E[T_V^2] = E[T_0^2] + p_F \cdot E[T_1^2] + \frac{p_F^2}{1 - p_F} \cdot E[T_2^2] + 2 \cdot p_F \cdot E[T_0] \cdot E[T_1] + 2 \cdot \frac{p_F^2}{1 - p_F} \cdot E[T_2] \cdot \left\{ E[T_0] + E[T_1] + \frac{p_F}{1 - p_F} \cdot E[T_2] \right\} \quad (5.2b)$$

5.2. Bestimmung der Zeitkomponente T_0

Die Zeitkomponente T_0 beginnt mit dem Anfang der virtuellen Übertragungszeit. Sie endet mit dem Ende der 1. Übertragung des betrachteten I-Rahmens.

Weil die Betriebsart ABM betrachtet wird und ferner der Einfluß der Modulo-Regel vernachlässigt ist, kann die virtuelle Übertragungszeit nicht durch Warten auf Quittung (Modulo-Regel) oder auf Sendeberechtigung verlängert werden. Deshalb ist T_0 immer gleich t_I , die Übertragungszeit eines I-Rahmens:

$$E[T_0] = t_I \quad (5.3a)$$

$$E[T_0^2] = t_I^2 \quad (5.3b)$$

5.3. Bestimmung der Zeitkomponente T_1

Die Zeitkomponente T_1 existiert nur, falls der betrachtete I-Rahmen bei seiner 1. Übertragung gestört wird. Sie beginnt mit dem Ende dieser 1. Übertragung. Sie endet mit dem Ende der 2. Übertragung (d.h. 1. Wiederholung) des betrachteten I-Rahmens.

Zunächst wird angenommen, daß die Dauer t_{out} der Zeitüberwachung unendlich lang ist (Diese Annahme wird später weggelassen).

Der I-Rahmen, dessen Übertragungszeit zu bestimmen ist, soll die Sendefolgennummer $N(S)=i$ haben. Es wird angenommen, daß dieser I-Rahmen sowie die nachfolgenden I-Rahmen mit den Sendefolgennummern $N(S)=i+1, i+2, \dots, i+x-1$ durch Übertragungsfehler gestört sind. Erst der I-Rahmen mit $N(S)=i+x$ wird ohne Übertragungsfehler übertragen. Nach dem Empfang dieses Rahmens mit $N(S)=i+x$ sendet die Gegenstation einen REJ-Rahmen, was zu einer Wiederholung des Rahmens mit $N(S)=i$ und aller seiner nachfolgenden führen wird.

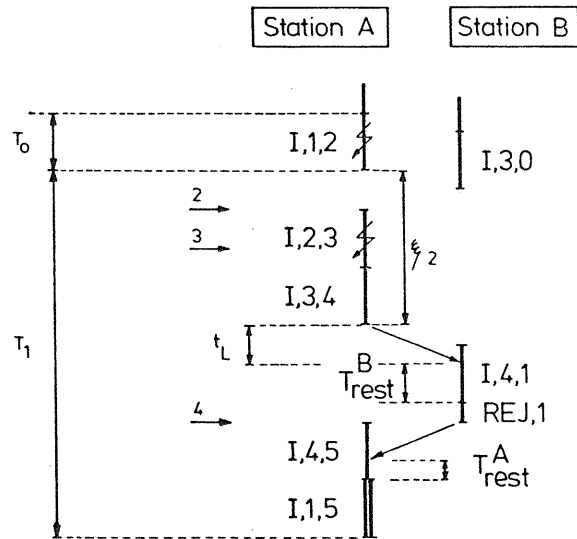


Bild 5.1: Bestimmung von T_1 im Falle $\xi_x \leq t_{out} + t_I$.

Dieser Vorgang ist im Bild 5.1 dargestellt, wobei $i=1$ und $x=2$ sei. Nach diesem Bild gilt für T_1

$$\begin{aligned} T_1 &= \xi_x + t_L + T_{rest}^B + t_S + t_L + T_{rest}^A + t_I \\ &= \xi_x + T_R \end{aligned} \quad (5.4)$$

mit der Abkürzung

$$T_R = 2 \cdot t_L + t_S + t_I + T_{rest}^A + T_{rest}^B \quad (5.5)$$

t_I und t_S sind die Übertragungszeiten eines I-Rahmens bzw. eines S-Rahmens. t_L ist die Summe aus der Signallaufzeit t_{prop} und der Verarbeitungszeit t_{proc} (vgl. Gleichung 3.5).

Die Zeitintervalle ξ_x , T_{rest}^A und T_{rest}^B sind folgendermaßen definiert:

- ξ_x beginnt mit dem Ende der ersten und gestörten Übertragung des betrachteten I-Rahmens mit $N(S)=i$. Sie endet mit dem Ende der Übertragung des I-Rahmens mit $N(S)=i+x$.
- T_{rest}^B ist die Restübertragungszeit eines I-Rahmens, der von Station B momentan gesendet wird, bei der Ankunft eines von Station A gesendeten Rahmens.
- T_{rest}^A ist die Restübertragungszeit eines I-Rahmens, der von Station A momentan gesendet wird, bei der Ankunft eines von Station B gesendeten Rahmens.

Nun wird die Annahme, daß die Dauer t_{out} der Zeitüberwachung unendlich groß ist, weggelassen. Wegen der nun endlichen Dauer von t_{out} kann der I-Rahmen mit $N(S)=i+x$ von Station A nicht gesendet werden, falls der I-Block für diesen I-Rahmen erst nach dem Ablauf der Zeitüberwachung eintrifft, oder formal ausgedrückt, falls $\xi_x > t_{out} + t_I$ ist. Der im Bild 5.1 beschriebene Fall tritt also nur auf, falls $\xi_x \leq t_{out} + t_I$ ist.

Falls $\xi_x > t_{out} + t_I$ ist, dann wird wegen des Ablaufes der Zeitüberwachung der I-Rahmen mit $N(S)=i+x$ erst nach der vorangehenden Übertragung eines RR-Rahmens mit P-Bit gesendet (Bild 5.2). Die Wiederholung des I-Rahmens mit $N(S)=i$ wird in diesem Fall durch den Empfang des RR-Rahmens mit F-Bit ausgelöst. Nach Bild 5.2 gilt dann für T_1 :

$$\begin{aligned} T_1 &= t_{out} + t_S + t_L + T_{rest}^B + t_S + t_L + T_{rest}^A + t_I \\ &= t_{out} + t_S + T_R \end{aligned} \quad (5.6)$$

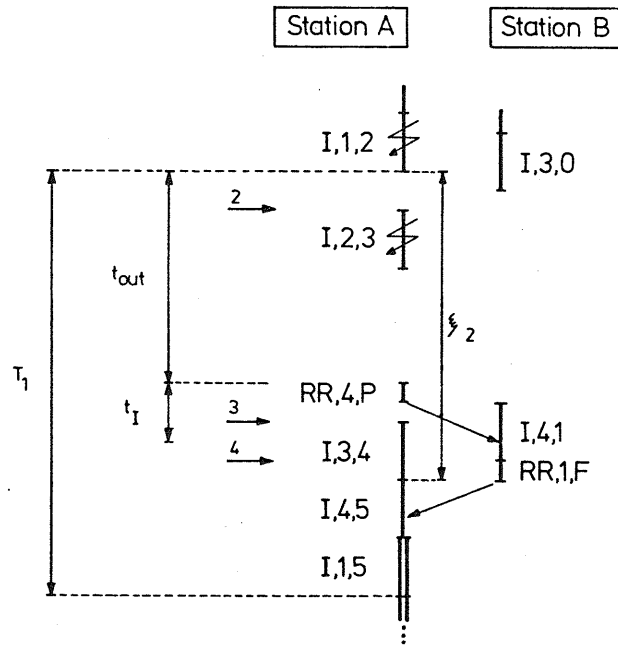


Bild 5.2: Bestimmung von T_1 im Falle $\xi_x > t_{out} + t_I$.

Mit der Abkürzung

$$T_x = \begin{cases} \xi_x & \text{falls } \xi_x \leq t_{out} + t_I \\ t_{out} + t_s & \text{falls } \xi_x > t_{out} + t_I \end{cases} \quad (5.7)$$

lassen sich Gleichungen (5.4) und (5.6) zusammenfassen in

$$T_1 = T_x + T_r \quad (5.8)$$

Ferner können aber während der Zeitdauer t_{out} höchstens k I-Rahmen gesendet werden. Die Variable k ist gegeben durch

$$k = \lceil t_{out} / t_I \rceil \quad (5.9)$$

d.h. k ist die kleinste ganze Zahl, die größer als oder gleich t_{out} / t_I ist.

Falls $x > k$ ist, dann läuft die Zeitüberwachung sowieso vor der Übertragung des I-Rahmens mit $N(S)=i+x$ ab und T_1 hat denselben Wert wie in Gleichung (5.6), d.h.

$$T_1 = t_{out} + t_s + T_r \quad (5.10)$$

Weil die Wahrscheinlichkeit, daß die I-Rahmen mit $N(S)=i+1, i+2, \dots, i+x-1$ gestört sind und der I-Rahmen mit $N(S)=i+x$ nicht gestört, gleich $p_F^{x-1} \cdot (1-p_F)$ ist, ergeben sich aus (5.8) und (5.10) folgende Gleichungen für die Momente von T_1 :

$$E[T_1] = \sum_{x=1}^k (1-p_F) \cdot p_F^{x-1} \cdot E[T_x + T_r] + p_F^k \cdot E[t_{out} + t_s + T_r] \quad (5.11a)$$

$$E[T_1^2] = \sum_{x=1}^k (1-p_F) \cdot p_F^{x-1} \cdot E[(T_x + T_r)^2] + p_F^k \cdot E[(t_{out} + t_s + T_r)^2] \quad (5.11b)$$

Weil die Zeiten T_x, T_r unabhängig voneinander sind, gelten:

$$E[T_x + T_r] = E[T_x] + E[T_r] \quad (5.12a)$$

$$E[(T_x + T_r)^2] = E[T_x^2] + E[T_r^2] + 2 \cdot E[T_x] \cdot E[T_r] \quad (5.12b)$$

$$E[t_{out} + t_s + T_r] = t_{out} + t_s + E[T_r] \quad (5.13a)$$

$$E[(t_{out} + t_s + T_r)^2] = (t_{out} + t_s)^2 + E[T_r^2] + 2 \cdot (t_{out} + t_s) \cdot E[T_r] \quad (5.13b)$$

Die Momente der Zeit T_r können mit Hilfe von Gleichung (5.5) berechnet werden, nämlich

$$E[T_r] = 2 \cdot t_L + t_S + t_I + E[T_{rest}^A] + E[T_{rest}^B] \quad (5.14a)$$

$$\begin{aligned} E[T_r^2] &= (2 \cdot t_L + t_S + t_I)^2 + E[(T_{rest}^A)^2] + E[(T_{rest}^B)^2] \\ &+ 2 \cdot (2 \cdot t_L + t_S + t_I) \cdot (E[T_{rest}^A] + E[T_{rest}^B]) \\ &+ 2 \cdot E[T_{rest}^A] \cdot E[T_{rest}^B] \end{aligned} \quad (5.14b)$$

Es bleiben also die ersten zwei Momente von T_x , T_{rest}^A und T_{rest}^B zu bestimmen.

Um die Restübertragungszeit T_{rest}^A (bzw. T_{rest}^B) bestimmen zu können wird angenommen, daß der Ankunftszeitpunkt eines Rahmens an Station A (bzw. B) zufällig ist. Dann kann diese Restübertragungszeit als die Restlebensdauer eines Erneuerungsprozesses mit der konstanten Lebensdauer t_I aufgefaßt werden, d.h. es gilt /47/:

$$E[T_{rest}^A] = \frac{\lambda_A \cdot t_I^2}{2} \quad ; \quad E[(T_{rest}^A)^2] = \frac{\lambda_A \cdot t_I^3}{3} \quad (5.15)$$

$$E[T_{rest}^B] = \frac{\lambda_B \cdot t_I^2}{2} \quad ; \quad E[(T_{rest}^B)^2] = \frac{\lambda_B \cdot t_I^3}{3} \quad (5.16)$$

wo λ_A und λ_B die Ankunftsrate der Informationsblöcke an Station A bzw. B sind.

Für die Bestimmung von T_x nach Gleichung (5.7) ist die Kenntnis der Verteilung von ξ_x erforderlich. Falls die Verteilung von ξ_x mit $F_x(t) = P[\xi_x \leq t]$ bezeichnet wird, so gilt für die Momente von T_x :

$$\begin{aligned} E[T_x] &= \int_0^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_x(t) + \int_{t_{out}+t_I}^{\infty} (t_{out}+t_S) \cdot dF_x(t) \\ &= \int_0^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_x(t) \\ &\quad + (t_{out}+t_S) \cdot [1 - F_x(t_{out}+t_I)] \end{aligned} \quad (5.17a)$$

$$\begin{aligned} E[T_x^2] &= \int_0^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_x(t) + \int_{t_{out}+t_I}^{\infty} (t_{out}+t_S)^2 \cdot dF_x(t) \\ &= \int_0^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_x(t) \\ &\quad + (t_{out}+t_S)^2 \cdot [1 - F_x(t_{out}+t_I)] \end{aligned} \quad (5.17b)$$

Die Zufallszeit ξ_x , wie sie am Anfang dieses Abschnittes definiert ist, entspricht näherungsweise dem Abstand von einem i-ten Bedienungsende bis zum (i+x)-ten Bedienungsende einer M/D/1-Warteschlange. Pack hat in /50/ folgenden Ausdruck für die Verteilung von ξ_x abgeleitet:

$$\begin{aligned} F_x(t) &= P[\xi_x \leq t] \\ &= \begin{cases} 1 - \sum_{m=0}^{x-1} [1 - Q_{x-m}(t)] \cdot \pi_m & \text{für } t \geq x t_I; \quad x \geq 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \end{aligned} \quad (5.18)$$

Dabei sind die $Q_n(t)$ gegeben durch

$$Q_n(t) = \begin{cases} 1 - \sum_{k=1}^n \frac{\lambda_A^{n-k} \cdot e^{-\lambda_A(t-kt_I)} \cdot (t-nt_I) \cdot (t-kt_I)^{n-k-1}}{(n-k)!} & \text{für } t \geq nt_I; n \geq 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (5.19)$$

Die Größe π_m in Gleichung (5.18) bedeutet die Zustandswahrscheinlichkeiten der M/D/1-Warteschlange. Sie sind gegeben durch

$$\pi_m = \begin{cases} \bar{\pi}_m - \bar{\pi}_{m-1} & \text{für } m \geq 1 \\ \bar{\pi}_0 & \text{für } m = 0 \end{cases} \quad (5.20a)$$

$$\bar{\pi}_m = (1 - \lambda_A t_I) \cdot \sum_{i=0}^m \frac{e^{i\lambda_A t_I} \cdot (-i\lambda_A t_I)^{m-i}}{(m-i)!} \quad (5.20b)$$

Durch Einsetzen von Gleichung (5.18) in (5.17a) und (5.17b) werden folgende Gleichungen für T_x erhalten (s. auch Anhang 3):

$$E[T_x] = t_{out} + t_S + (t_I - t_S) \cdot F_x(t_{out} + t_I) + F_x^*(xt_I) - F_x^*(t_{out} + t_I) \quad (5.21a)$$

$$E[T_x^2] = (t_{out} + t_S)^2 + [(t_{out} + t_I)^2 - (t_{out} + t_S)^2] \cdot F_x(t_{out} + t_I) - 2 \cdot (t_{out} + t_I) \cdot F_x^*(t_{out} + t_I) + 2 \cdot F_x^{**}(t_{out} + t_I) + 2 \cdot x \cdot t_I \cdot F_x^*(xt_I) - 2 \cdot F_x^{**}(xt_I) \quad (5.21b)$$

$$\text{mit } F_x^*(t) = \int F_x(t) \cdot dt \quad ; \quad F_x^{**}(t) = \int F_x^*(t) \cdot dt \quad (5.22)$$

Im Anhang 4 ist gezeigt, wie sich die Integrale F_x^* und F_x^{**} durch eine rekursive Formel berechnen lassen.

Damit sind alle Zeiten berechnet, welche für die Bestimmung der Zeitkomponente T_1 erforderlich sind.

5.4. Bestimmung der Zeitkomponente T_2

Die Zeitkomponente T_2 existiert nur, falls der betrachtete I-Rahmen bei seiner Wiederholung wiederum gestört wird. Sie beginnt mit dem Ende dieser gestörten Wiederholung; sie endet mit dem Ende der nächsten Wiederholung.

Weil nach einer gestörten Wiederholung die nächste Wiederholung nur durch die Zeitüberwachung ausgelöst werden kann, gilt für T_2 dasselbe wie für T_1 in Gleichung (5.10), d.h.

$$T_2 = t_{out} + t_S + T_r \quad (5.23)$$

oder

$$E[T_2] = t_{out} + t_S + E[T_r] \quad (5.24a)$$

$$E[T_2^2] = (t_{out} + t_S)^2 + E[T_r^2] + 2 \cdot (t_{out} + t_S) \cdot E[T_r] \quad (5.24b)$$

Die Momente von T_r sind durch die Gleichungen (5.14a,b) gegeben.

Damit sind alle Zeitkomponenten berechnet, die erforderlich sind, um die virtuelle Übertragungszeit zu bestimmen. Im nächsten Abschnitt sollen nun einige Ergebnisse vorgestellt werden.

5.5. Ergebnisse

Um die Zuverlässigkeit der bis jetzt beschriebenen Analyse zu überprüfen, wird in diesem Abschnitt ein Vergleich zwischen Berechnungs- und Simulationsergebnissen durchgeführt.

In den folgenden Diagrammen wird angenommen, daß die Ankunfts-raten der Informationsblöcke an beiden Stationen gleich sind, d.h.

$$\lambda_A = \lambda_B = \lambda \quad (5.25)$$

Falls die Übertragungskanäle fehlerfrei sind und ferner die I-Blöcke ohne zusätzliche Steuerbits übertragen werden könnten, würde folgende Belastung der Kanäle entstehen:

$$Y_e = (\lambda \cdot l) / v \quad (5.26)$$

Diese Belastung wird im folgenden "effektive" Belastung genannt.

Bild 5.3 zeigt die mittlere Transferzeit als Funktion der Länge l der Informationsblöcke. Die effektive Belastung beider Übertragungskanäle ist gleich 0.6.

Der Anstieg der Transferzeit bei kurzen I-Blöcken erklärt sich aus dem relativ hohen Anteil an zusätzlichen Bitstellen für Steuerzwecke (48 Steuerbits pro I-Rahmen für $v=4.8$ und 9.6 kbit/s und 56 Steuerbits pro I-Rahmen für $v=48$ kbit/s). Dagegen hat der Anstieg der mittleren Transferzeit bei langen Blocklängen folgende Gründe:

- (1) Die reale Übertragungszeit eines I-Rahmens wird größer,
- (2) Die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit wird höher und
- (3) Die Zeit bis zur Wiederholung dauert auch länger.

Wie bereits erwähnt, wird in der analytischen Berechnung der Transferzeit auf den Einfluß des Modulo-Wertes verzichtet. Ein Vergleich zwischen Simulations- und Berechnungsergebnissen in

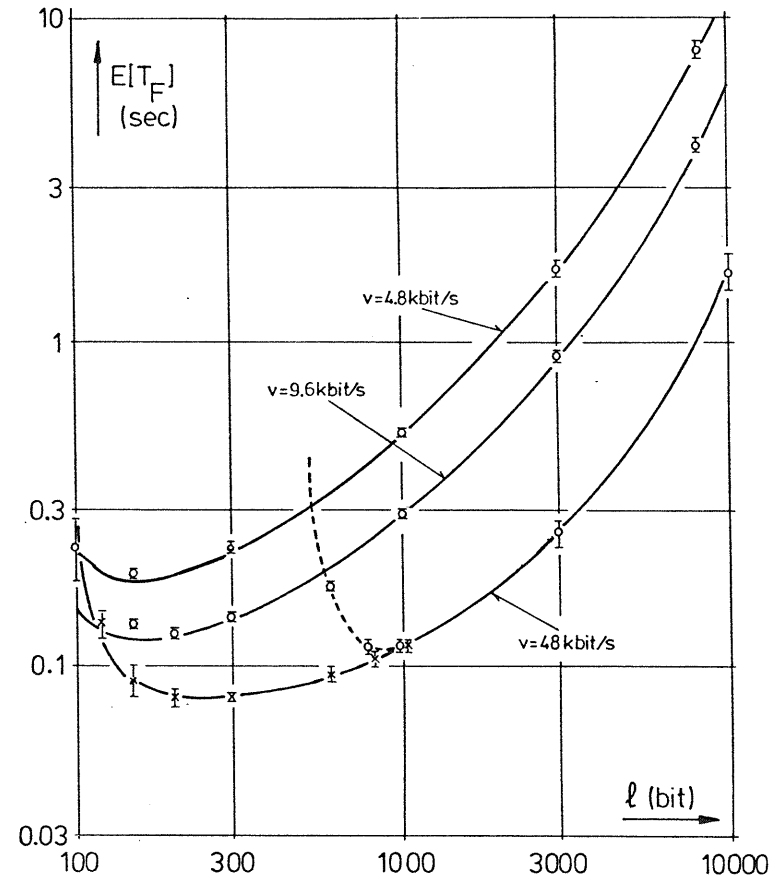


Bild 5.3: Mittlere Transferzeit als Funktion der Blocklänge
 HDLC-ABM; $t_L=50$ ms; $p_{\text{Bit}}=10^{-5}$; $Y_e=0.6$; $t_{\text{out}}=2 \cdot (t_L+t_I)$;
 S-Rahmen-Länge = 48 bit für $v=4.8$ und 9.6 kbit/s
 S-Rahmen-Länge = 56 bit für $v=48$ kbit/s

Berechnung:	—
Simulation:	□ MOD=8
(95% Vert.-Int.)	⊗ MOD=128

Bild 5.3 zeigt, daß diese Vernachlässigung für Übertragungsgeschwindigkeiten bis zu 9.6 kbit/s berechtigt ist. Für $v=48$ kbit/s und $MOD=8$ ist dies nicht mehr der Fall, wie der steile Anstieg der gestrichelten Kurve im Bild 5.3 verdeutlicht. Eine Erhöhung des Modulo-Wertes auf 128 bringt dann eine deutliche Verbesserung der mittleren Transferzeit im Gebiet mit l kleiner als 1000 bit. Hier kann der Einfluß des Modulo-Wertes wieder vernachlässigt werden, wie die gute Übereinstimmung zwischen Simulations- und Berechnungsergebnissen beweist.

In der Praxis ist es meistens sehr schwierig, genaue Werte für Bit- oder Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit, Laufzeit und Verarbeitungszeit im Voraus zu kennen. Außerdem darf das mögliche Auftreten von Überlastfällen nicht vergessen werden. Deshalb ist es nicht empfehlenswert, eine durch HDLC-ABM gesteuerte Datenverbindung in einem Gebiet zu betreiben, wo der Modulo-Wert einen starken Einfluß auf die Transferzeit haben kann.

Die Grenze für dieses Gebiet kann mit Hilfe der Durchsatzberechnung nach Kapitel 4 analytisch bestimmt werden. Der Durchsatz einer Datenverbindung ist nichts anderes als die maximale Anzahl von Informationsbits, die pro Zeiteinheit über die Datenverbindung korrekt übertragen werden können. Es kann beispielsweise aus Bild 4.7 (Seite 86) abgelesen werden, daß die Datenverbindung bei $v=48$ kbit/s, $p_{\text{Bit}}=10^{-5}$, $MOD=8$ und $l < 500$ bit einen normierten Durchsatz von weniger als 0.6 hat. Es ist deshalb vorauszusehen, daß die entsprechende Kurve für die mittlere Transferzeit bei $\gamma_e=0.6$ eine vertikale Asymptote bei $l \approx 500$ bit hat.

Bild 5.4 zeigt die mittlere Transferzeit als Funktion der effektiven Belastung γ_e . Hier ist verdeutlicht, daß die Erhöhung der mittleren Transferzeit durch Übertragungsfehler schon bei einer noch recht kleinen Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit von 0.01 (was einer Bitfehlerwahrscheinlichkeit von 2×10^{-6} entspricht) erheblich sein kann.

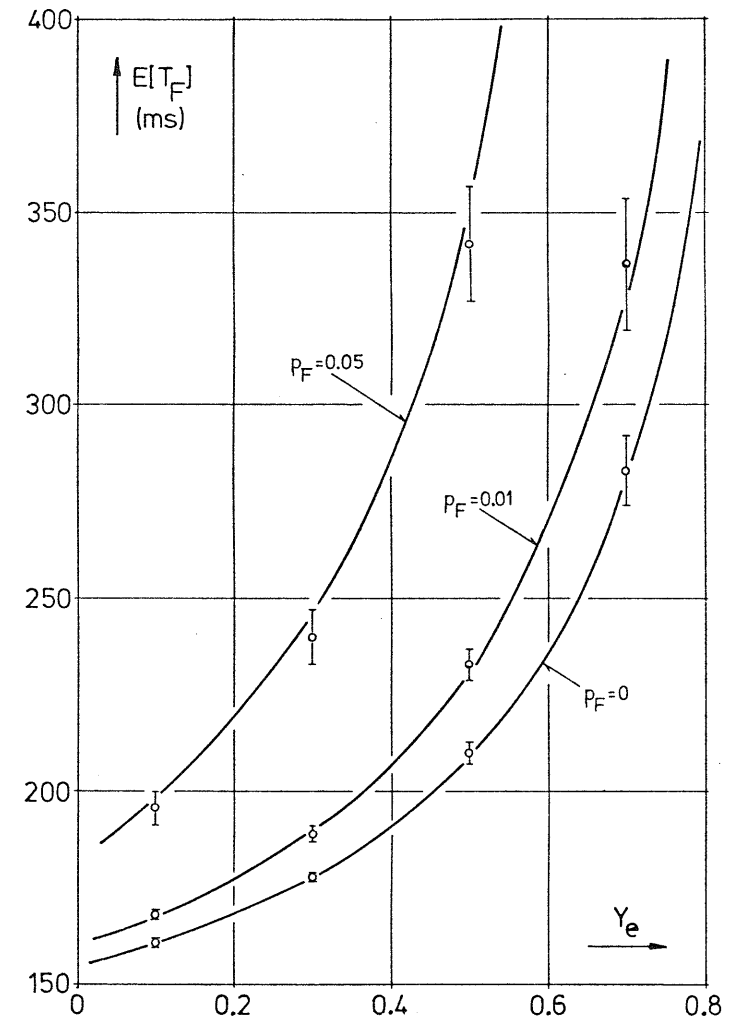


Bild 5.4: Mittlere Transferzeit als Funktion der effektiven Belastung HDLC-ABM; $l=5000$ bit; $v=48$ kbit/s; $t_L=50$ ms; $MOD=8$ (Sim.); $t_{\text{out}}=2 \cdot (t_L+t_I)$;

- Berechnung
- ⊗ Simulation, MOD=8 (95% Vert.-Int.)

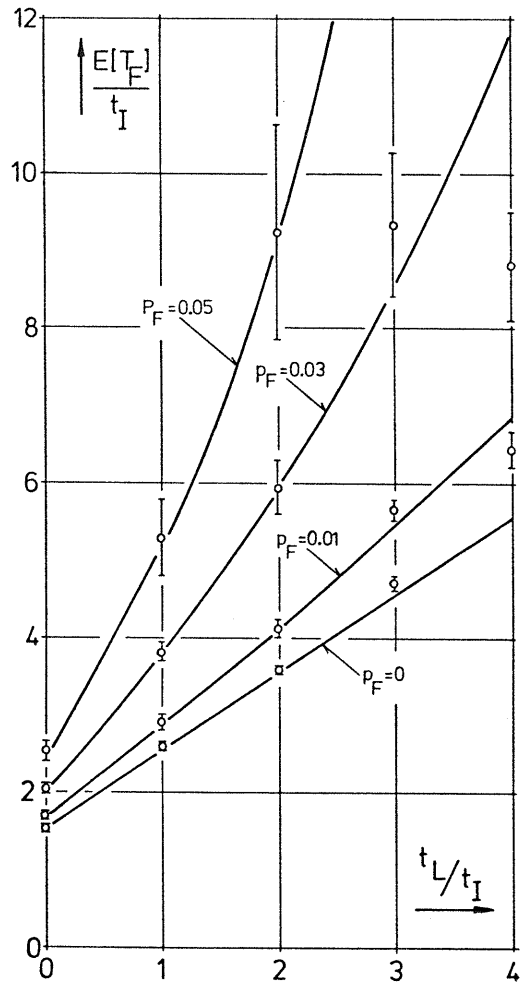


Bild 5.5: Mittlere Transferzeit als Funktion der Laufzeit plus Verarbeitungszeit t_L ;
 HDLC-ABM; $\gamma_e=0.5$; $l=1000$ bit; $v=48$ kbit/s;
 $t_{out}=2 \cdot (t_L+t_I)$;

— Berechnung
 x Simulation, MOD=8 (95% Vert.-Int.)

Diese Beeinflussung der mittleren Transferzeit durch Übertragungsfehler könnte noch verstärkt werden, falls die Laufzeit größer wäre. Dieser Effekt ist im Bild 5.5 verdeutlicht, in welchem die mittlere Transferzeit als Funktion der Verarbeitungs- plus Laufzeit t_L dargestellt ist. Beide Zeiten sind auf die Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens normiert. Der lineare Anstieg der Kurve für $p_F=0$ ist allein durch die Erhöhung von t_L hervorgerufen. Dagegen zeigen die Kurven für $p_F \neq 0$ einen nichtlinearen Anstieg, weil hier eine Erhöhung von t_L nicht nur eine Erhöhung der mittleren virtuellen Übertragungszeit, sondern auch eine Erhöhung ihres 2. Momenten bedeutet. In Bezug auf die vorher beschriebene Analyse, wird dieser nichtlineare Anstieg hauptsächlich durch die Zeit T_F bestimmt, die zweimal die Laufzeit t_L beinhaltet (vgl. Gleichungen (5.14a,b)).

Die Abweichung der berechneten Kurven von den Simulationsergebnissen bei $t_L > 3t_I$ ist durch den Einfluß der Modulo-Regel hervorgerufen. In diesem Gebiet ist die Laufzeit t_L so groß geworden, daß dieser Einfluß nicht mehr vernachlässigt werden kann.

6. LEISTUNGSVERGLEICH ZWISCHEN DEN HDLC-BETRIEBSARTEN ABM UND NRM

6.1 Allgemeines

In den vorherigen Kapiteln 4 und 5 wurde die analytische Berechnung des Durchsatzes von ABM und NRM bzw. der Transferzeit von ABM beschrieben. Außerdem wurden einige Ergebnisse vorgestellt. Die wesentlichen Unterschiede zwischen den beiden Betriebsarten sind:

- Bei der Betriebsart NRM darf eine S-Station nur dann senden, nachdem sie einen Befehl mit gesetztem P-Bit empfangen hat. Sie muß ihre Übertragung durch eine Meldung mit gesetztem F-Bit abschließen. Dies ist dadurch bedingt, daß die Betriebsart NRM hauptsächlich für Mehrpunkt- oder für halb-duplex-betriebene Punkt-Punkt-Verbindungen entwickelt wurde. Ferner hat nur die P-Station eine Zeitüberwachung; die S-Station besitzt keine.
- Dagegen können bei der Betriebsart ABM die beiden kombinierten Stationen jederzeit senden, ohne auf eine Sendeerlaubnis warten zu müssen. Beide Stationen besitzen eine Zeitüberwachung.

Über die Vor- und Nachteile dieser zwei Betriebsarten gibt es geteilte Meinungen. Für die Betriebsart NRM werden folgende Argumente genannt:

- (1) Einfaches und übersichtliches Aufklären von Fehlersituationen, weil die P-Station allein dafür verantwortlich ist.
- (2) Kostengünstige Lösung, weil die Mehrzahl der Aufgaben und Funktionen der Übertragungsprozedur (und damit die erforderliche Intelligenz) nur in einer Station anstatt in mehreren zu implementieren sind.
- (3) Geeignet für verschiedene Verbindungskonfigurationen.

Dagegen hat die Betriebsart ABM folgende Vorteile:

- (1) Kommunikation zwischen zwei beliebigen kombinierten Stationen ist möglich (Bei NRM ist eine Kommunikation zwischen zwei P-Stationen oder zwischen zwei S-Stationen nicht möglich).
- (2) Bessere Ausnutzung der Übertragungskapazität, d.h. höherer Durchsatz und geringere Verzögerungszeiten als bei NRM.

In Hinblick auf diesen zweiten Vorteil der Betriebsart ABM soll nun ein Vergleich durchgeführt werden. Zuerst wird die gesättigte, dann die ungesättigte Verkehrssituation betrachtet. Mit Hilfe der Erkenntnisse, die aus diesem Vergleich abgeleitet werden, können Aussagen über die Leistungsfähigkeit der dritten HDLC-Betriebsart ARM gemacht werden. Diese Aussagen sind im nächsten Kapitel 8 enthalten.

6.2 Gesättigte Verkehrssituation

Hier wird eine gesättigte Verkehrssituation betrachtet, d.h. mindestens eine Station hat immer Information zum Senden. Bezüglich der Belastung des Rückkanals durch die Übertragung von Informationsrahmen werden zwei Fälle unterschieden:

- (1) Auf dem Rückkanal wird kein I-Rahmen übertragen ("einseitiger" Informationstransfer).
- (2) Die Gegenstation hat ebenfalls immer Information zum Senden ("beiderseitiger" Informationstransfer).

6.2.1 Einseitiger Informationstransfer

In diesem Fall hat die Gegenstation keine Information zum Senden; sie bestätigt die empfangenen I-Rahmen mit Hilfe von S-Rahmen.

Die analytische Berechnung des Durchsatzes für diesen Fall des einseitigen Informationstransfers wurde in Kapitel 4 durchgeführt. Dort wurde außerdem gezeigt, wie gut die Berechnungsergebnisse mit jenen der Simulation übereinstimmen. Deshalb wird in den Diagrammen dieses Abschnittes auf das Eintragen von Simulationsergebnissen verzichtet. Die hier gezeichneten Kurven sind übrigens dieselben wie die in den Abschnitten 4.3 und 4.7.

Bild 6.1 zeigt den auf die Übertragungsgeschwindigkeit v normierten Durchsatz D_n einer Erdverbindung ($t_L=50$ ms) als Funktion der Blocklänge ℓ .

Zunächst werden die Kurven für $v=4.8$ kbit/s betrachtet. Für diese Kurven kann der Einfluß der Modulo-Regel vernachlässigt werden (außer bei extrem kurzen Blocklängen wie z.B. bei l kleiner als 40 bit), d.h. die I-Rahmen sendende Station kann i.a. kontinuierlich senden, ohne daß sie wegen der Modulo-Regel unterbrechen muß. Die Durchsatzerniedrigung der Richtung von der P- zu der S-Station im Gebiet links vom Maximum ist bedingt durch das häufige Senden von S-Rahmen mit P-Bit, wie es bereits im Abschnitt 4.7 in Bild 4.22 der Fall ist.

Im Gebiet rechts vom Maximum hat die Richtung von der P- zu der S-Station den besten Durchsatz. Ebenfalls, wie es im Abschnitt 4.7 schon erklärt ist, ist der Durchsatz in diesem Gebiet im wesentlichen durch die Übertragungsfehler bestimmt. Ein gestörter I-Rahmen wird, falls er von der P- zu der S-Station übertragen wird, in diesem Gebiet mit Hilfe von P/F-Bits wiederholt. Dagegen wird er bei ABM, sowie bei NRM, Richtung von der S- zu der P-Station, meistens durch einen REJ-Rahmen wiederholt. Wegen der relativ kurzen Laufzeit ist eine Wiederholung mit Hilfe von P/F-Bits im allgemeinen schneller, als eine mit REJ-Rahmen, deshalb dieser Vorteil der Richtung von der P- zu der S-Station. Es soll aber erwähnt werden, daß der Durchsatz von ABM in diesem Gebiet verbessert werden kann, falls die kombinierten Stationen so oft wie möglich kurze S-Rahmen mit einem P-Bit zwischen den I-Rahmen senden (In dem hier untersuchten Modell der Datenverbindung sendet eine kombinierte Station einen Befehl mit P-Bit n u r beim Ablauf der Zeitüberwachung). Durch diese Maßnahme würde die Betriebsart ABM denselben Durchsatz wie NRM, Richtung von der P- zu der S-Station, aufweisen. Allerdings muß beachtet werden, daß diese Maßnahme zu einer Durchsatzverschlechterung im Gebiet links vom Maximum führt, weil nun die kombinierte Station, wie es bei der P-Station der Fall ist, sehr oft einen S-Rahmen mit P-Bit senden muß.

Der Unterschied zwischen den Kurven für $v=4.8$ und $v=48$ kbit/s ist durch die bekannte Modulo-Regel bedingt. Das Verhalten der zwei Kurven von NRM für $v=48$ kbit/s in dem Gebiet, bei welchem

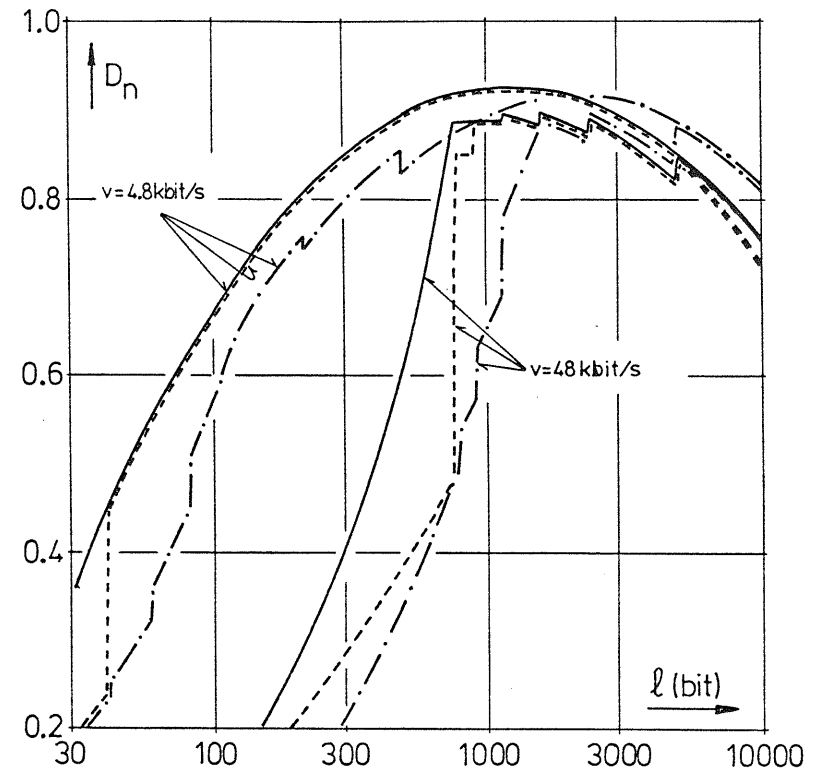


Bild 6.1: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge

Einseitiger Informationstransfer;

$t_L=50$ ms; MOD=8; $p_{\text{Bit}}=10^{-5}$

- HDLC-ABM
- · - · - HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

der Modulo-Wert den Durchsatz im wesentlichen bestimmt (d.h. links vom Maximum), wurde bereits im Abschnitt 4.7 erklärt. Die Richtung von der S- zu der P-Station hat einen besseren Durchsatz als die Gegenrichtung, weil die S-Station weniger oft die Modulo-Grenze erreicht als die P-Station. Die Betriebsart ABM weist aber in diesem Gebiet noch bessere Ergebnisse als die Richtung von der S- zu der P-Station auf. Dieses Verhalten hat folgenden Grund. Falls die S-Station (MOD=1) unquittierte I-Rahmen hat, sendet sie eine Meldung mit F-Bit und bleibt solange gesperrt, bis sie erneut einen Befehl mit P-Bit empfängt. Dagegen kann bei ABM eine kombinierte Station bereits wieder I-Rahmen senden, nachdem sie eine Quittung für die unquittierten Rahmen empfängt.

Bild 6.2 zeigt den normierten Durchsatz einer Satellitenverbindung ($t_L=350$ ms) als Funktion der Blocklänge l . Weil die Bitfehlerwahrscheinlichkeit hier klein ist ($p_{Bit}=10^{-7}$) ist ein Unterschied zwischen den Kurven nur in dem Gebiet zu erkennen, in welchem die Modulo-Regel einen starken Einfluß auf den Durchsatz hat (d.h. bei kurzen Blocklängen). Die Ursache dafür wurde bereits in Bild 6.1 erklärt.

Falls die Bitfehlerwahrscheinlichkeit höher ist, wie dies in Bild 6.3 der Fall ist ($p_{Bit}=10^{-5}$), ändert sich die Tendenz der Kurven. Wie im Abschnitt 4.7 schon erwähnt, kann eine Erhöhung des Modulo-Wertes von 8 auf 128 im allgemeinen zu einer Verbesserung des Durchsatzes führen. Sie kann aber unter Umständen den Durchsatz der Richtung von der S- zu der P-Station stark verschlechtern, wie es im Bild 6.3 ab Blocklängen größer als 3000 bit zu sehen ist. Dieser Effekt wird durch die erneute Störung von Wiederholungen verursacht (vgl. auch Abschnitt 4.7). In so einem Fall kann die Fehlersituation erst geklärt werden, nachdem die S-Station die Modulo-Grenze erreicht hat. Je größer der Modulo-Wert ist, desto länger dauert es, bis die S-Station (MOD=1) unquittierte I-Rahmen hat. Für die Richtung von der P- zu der S-Station wird diese Situation relativ schnell durch den häufigen Austausch von P/F-Bits geklärt, unabhängig von dem Modulo-Wert. Bei der Betriebsart ABM wird sie mit Hilfe der Zeitüberwachung gelöst. Die

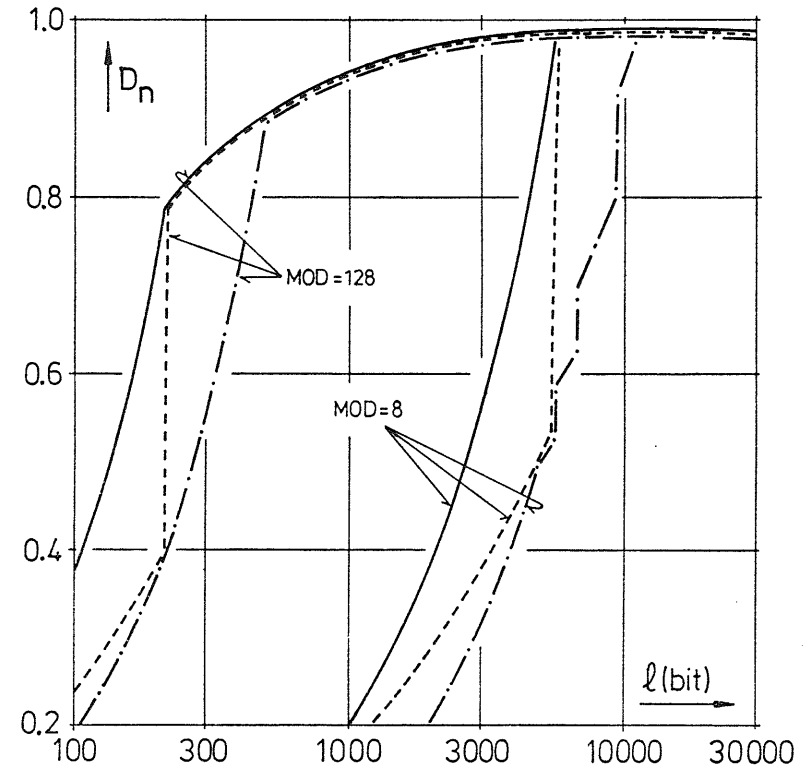


Bild 6.2: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge
Einseitiger Informationstransfer
 $t_L=350$ ms; $v=48$ kbit/s; $p_{Bit}=10^{-7}$

- HDLC-ABM
- · - · HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- - - - HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

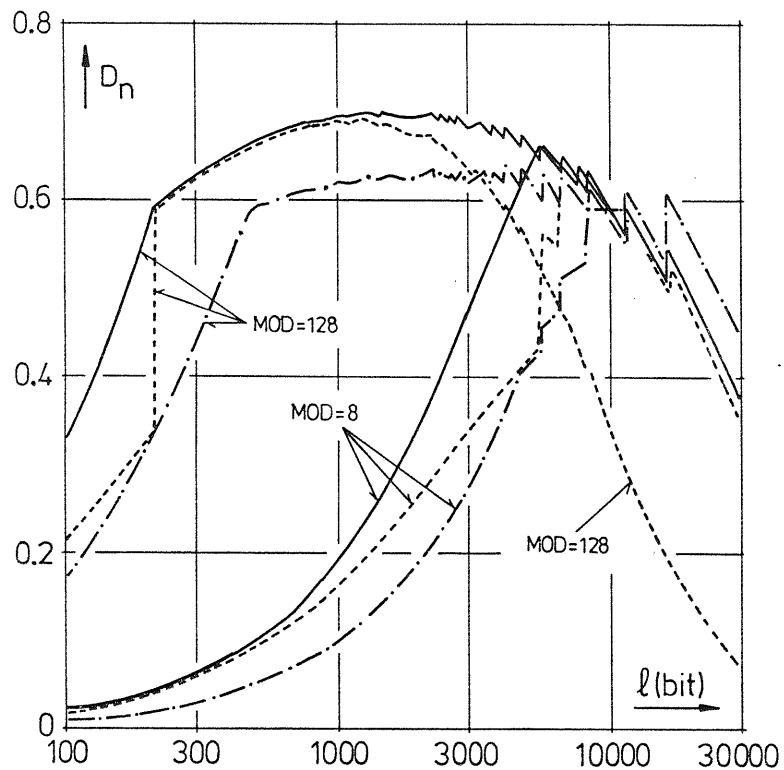


Bild 6.3: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge

Einseitiger Informationstransfer
 $t_L = 350$ ms; $v = 48$ kbit/s; $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$

- HDLC-ABM
- · - · - HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- - - - HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

Dauer der Zeitüberwachung hängt nur von der Bestätigungszeit ab und nicht von dem benutzten Modulo-Wert. Deshalb kann der Durchsatz für ABM und für die Richtung von der P- zu der S-Station durch eine Erhöhung des Modulo-Wertes nicht verschlechtert werden.

6.2.2 Beiderseitiger Informationstransfer

Nun soll die Situation betrachtet werden, bei welcher die Gegenstation ebenfalls immer Information zum Absenden hat. Während die Kurven im vorherigen Abschnitt 6.2.1 mit Hilfe der im Kapitel 4 beschriebenen Analyse gezeichnet wurden, wurden die Kurven in diesem Abschnitt durch Auswertung der Simulationsergebnisse gewonnen.

Bild 6.4 zeigt wieder den normierten Durchsatz einer Erdverbindung als Funktion der Blocklänge für die zwei Übertragungsgeschwindigkeiten 4.8 und 48 kbit/s. Die Kurven für $v = 4.8$ kbit/s zeigen kaum einen Unterschied zwischen den Betriebsarten. Vorher, in dem Fall des einseitigen Informationstransfers, war die Richtung von der P- zu der S-Station im Gebiet links von Maximum am schlechtesten (vgl. Bild 6.1). Hier ist dies nicht mehr der Fall, weil die S-Station nun immer I-Rahmen zum Senden hat. Deshalb braucht die P-Station nicht mehr so oft S-Rahmen mit P-Bit zu senden.

Falls der Einfluß der Modulo-Regel nicht mehr zu vernachlässigen ist, wie z.B. für die Kurven für $v = 48$ kbit/s bei kurzen Blocklängen, hat die Betriebsart ABM die besten Ergebnisse. Dies kann folgendermaßen erklärt werden. Bei ABM hört eine kombinierte Station mit Senden auf, falls sie (MOD-1) unquittierte I-Rahmen hat; nachdem sie eine Bestätigung für einen dieser I-Rahmen empfangen hat, kann sie sofort wieder I-Rahmen senden.

Bei NRM ist dies im allgemeinen auch der Fall für die P-Station. Allerdings treten Fälle auf, bei welchen die S-Station eine Meldung mit F-Bit gesendet hat und deshalb nicht mehr in der

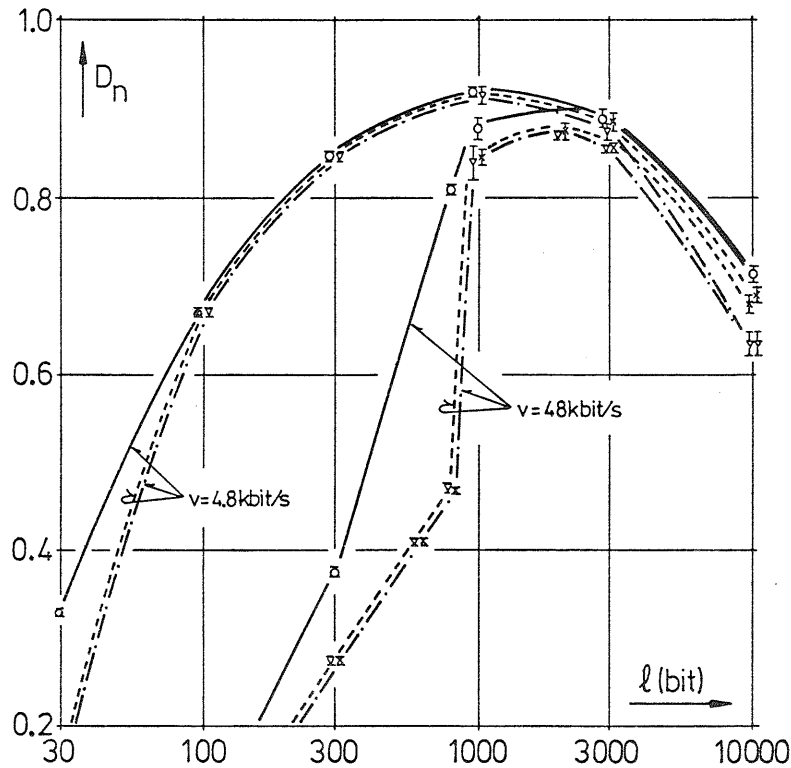


Bild 6.4: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge
 Beiderseitiger Informationstransfer
 $t_L = 50 \text{ ms}$; $MOD = 8$; $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$

- — HDLC-ABM
- - - - HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- × - - - HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

Lage ist, vor dem Empfang des nächsten P-Bits weitere Bestätigungen abzusenden. Diese zusätzliche Verzögerung der Quittungen ist der Grund, weshalb der Durchsatz einer P-Station in diesem Gebiet niedriger ist als der einer kombinierten Station.

Für die S-Station treten diese zusätzlichen Verzögerungen der Quittungen nicht auf, weil die P-Station immer sendeberechtigt ist. Falls die S-Station aber (MOD-1) unquittierte I-Rahmen hat, muß sie ihre Übertragung mit Hilfe eines F-Bits abschließen. Sie bleibt dann solange gesperrt, bis sie einen Befehl mit P-Bit empfängt. Deshalb hat die Richtung von der S- zu der P-Station in diesem Gebiet ebenfalls einen niedrigeren Durchsatz als die Betriebsart ABM.

Die Durchsatzverminderung der P- und der S-Station ist nahezu gleich groß. Dies rührt davon her, daß eine S-Station nach Absenden eines F-Bits etwa zweimal die Zeit t_L auf ein P-Bit warten muß. Umgekehrt muß die P-Station nach Absenden eines P-Bits ebenfalls etwa zweimal die Zeit t_L auf eine Quittung warten.

Die Verschlechterung des Durchsatzes in der Richtung von der P- zur S-Station bei langen Blöcken kann deutlicher im Bild 6.5 erkannt werden. Hier ist der normierte Durchsatz einer Satellitenverbindung bei einer Bitfehlerwahrscheinlichkeit von 10^{-5} als Funktion der Blocklänge dargestellt. Der steile Abfall der Kurve für die Richtung von der S- zu der P-Station bei einem Modulo-Wert von 128 und ab einer Blocklänge von ca. 3000 bit hat dieselbe Ursache wie in Bild 6.3 für den Fall des einseitigen Informationstransfers. In diesem Bild 6.5, wo der Fall des beiderseitigen Transfers betrachtet wird, zeigt die Kurve für die Richtung von der P- zu der S-Station die gleiche Tendenz; der Abfall ist sogar noch steiler. Der Grund dafür liegt wieder bei jenen Fällen, bei welchen erneute gestörte Wiederholungen (von der P- nach der S-Station) nicht mehr durch einen REJ-Rahmen ausgelöst werden können. In diesen Fällen erreicht meistens die P-Station zuerst die Grenze von (MOD-1) unquittierten I-Rahmen.

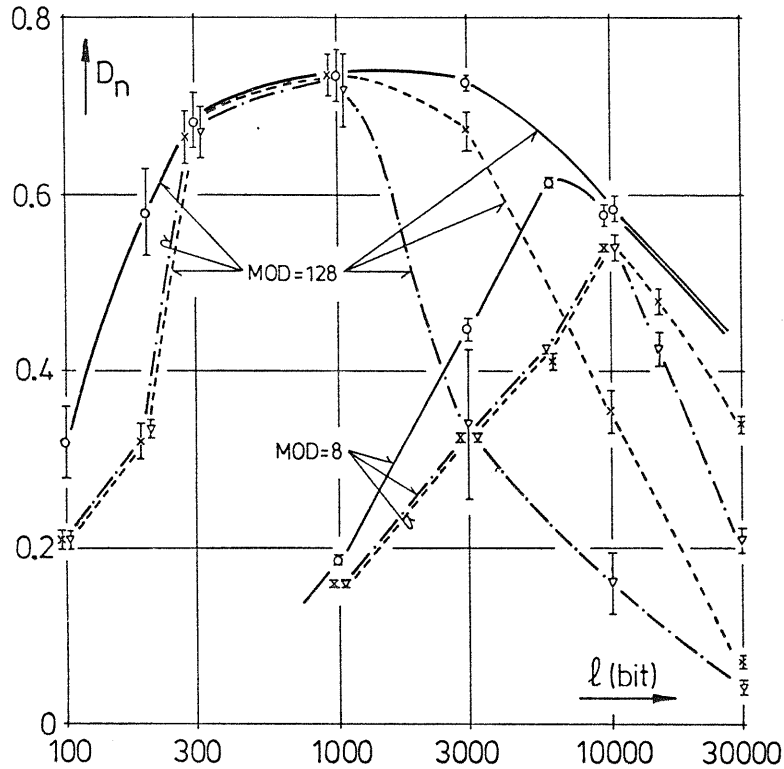


Bild 6.5: Normierter Durchsatz als Funktion der Blocklänge

Beiderseitiger Informationstransfer

$t_L = 350$ ms; $v = 48$ kbit/s; $p_{\text{Bit}} = 10^{-5}$

- — HDLC-ABM
- ▽ --- HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- × ---- HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

Die Fehlersituation kann erst dann mit Hilfe von P/F-Bits geklärt werden, wenn die S-Station das laufende Senden von I-Rahmen beendet.

Für den Fall, daß jedoch die S-Station "dauernd" weitere I-Rahmen sendet, die fehlerfrei in der P-Station ankommen und mit Hilfe von RR-Rahmen bestätigt werden, entsteht ein Dead-lock: In der P-Station läuft die Zeitüberwachung nicht ab! Es wird also kein P-Bit gesendet und kein F-Bit empfangen. Die P-Station bleibt also sendeseitig blockiert!

Um diese Deadlock-Situation zu vermeiden, wurde im Simulationsprogramm folgende Strategie implementiert: Falls die P-Station (MOD=1) unquittierte I-Rahmen hat, darf sie keinen korrekt empfangenen I-Rahmen mehr bestätigen. Dies hat zur Folge, daß die S-Station wegen des Ausbleibens von Quittungen zwangsläufig an die Modulo-Grenze anstößt und deshalb eine Meldung mit F-Bit sendet. Die Fehlersituation kann nun endlich durch Austausch von P/F-Bits geklärt werden. Wegen dieser langen Verzögerungszeit bis zur Wiederholung -zuerst muß die P-Station, dann die S-Station die Modulo-Grenze erreichen- hat die Richtung von der P- zu der S-Station bei langen Blöcken die stärkste Durchsatzverminderung.

Eine zweite Möglichkeit zur Lösung dieser unglücklichen Dead-lock-Situation ist: Die P-Station sendet beim Erreichen der Modulo-Grenze einen RNR-Rahmen. Dadurch wird die S-Station gezwungen, ihre Übertragung von I-Rahmen zu unterbrechen und eine Meldung mit F-Bit zu senden. Diese Lösungsmöglichkeit hat aber folgenden Nachteil: In Fällen, in denen die P-Station oft an die Modulo-Grenze anstößt (z.B. bei kurzen Blöcken und langer Laufzeit), kann dadurch die Übertragungsrichtung von der S- zu der P-Station stark benachteiligt werden.

Wie vorher in Bild 6.3 kann bei der Betriebsart ABM eine Erhöhung des Modulo-Wertes höchstens zu einer Verbesserung des Durchsatzes führen, weil in Fällen, bei welchen der REJ-Rahmen nicht mehr helfen kann, eine Wiederholung durch die Zeitüberwachung ausgelöst wird.

6.3 Ungesättigte Verkehrssituation

In diesem Fall ist insbesondere die mittlere Transferzeit der I-Blöcke interessant. Die Transferzeit eines I-Blockes ist definiert als das Zeitintervall vom Ankunftszeitpunkt dieses Blockes an einer sendenden Station bis zu seinem korrekten Empfang durch die Gegenstation.

Die im folgenden vorgestellten Kurven für die Betriebsart ABM sind mit Hilfe der im Kapitel 5 beschriebenen Analyse gezeichnet. Dagegen sind die Kurven für die Betriebsart NRM durch Simulation gewonnen.

In den folgenden Diagrammen wird für die Ankünfte der Informationsblöcke an den Stationen ein Poisson-Prozess angenommen; die Ankunftsrate sind ferner gleich für beide Stationen, d.h.

$$\lambda_A = \lambda_B = \lambda \quad (6.1)$$

Die effektive Belastung beider Übertragungskanäle ist gegeben durch

$$Y_e = (\lambda \cdot l) / v \quad (6.2)$$

Die effektive Belastung ist diejenige Belastung des Übertragungskanals, die allein durch die korrekt übertragenen I-Blöcke hervorgerufen wird.

Bild 6.6 zeigt für eine konstante Blocklänge von 5000 bit die mittlere Transferzeit, normiert auf die Übertragungszeit eines I-Rahmens, als Funktion der effektiven Belastung Y_e . Im fehlerfreien Fall ($p_{\text{Bit}}=0$) haben ABM und NRM, Richtung von der P- zu der S-Station, die gleichen Ergebnisse. Dagegen erleiden die I-Blöcke, die von der S- zu der P-Station übertragen werden, eine zusätzliche Verzögerung wegen des Wartens auf Sendeerlaubnis.

Diese zusätzliche Verzögerung ist ungefähr gleich t_L , d.h. die Summe aus der Verarbeitungs- und der Laufzeit. Dieses Ergebnis kann wie folgt erklärt werden: Weil hier p_{Bit} gleich 0 ist, ist die virtuelle Übertragungszeit T_v bei ABM sowie bei NRM, Richtung von der P- zu der S-Station, gleich der realen Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens. Das bedeutet, daß das analytische Modell für diese zwei Fälle einer M/D/1-Warteschlange entspricht; die mittlere Transferzeit ist dann gegeben durch folgende Gleichung (vgl. Abschnitt 3.4.2.2):

$$E[T_F] = \frac{\lambda \cdot t_I^2}{2 \cdot (1 - \lambda \cdot t_I)} + t_I + t_L \quad (6.3)$$

Für die Richtung von der S- zu der P-Station muß beachtet werden, daß, sobald die S-Station keinen I-Block mehr zum Senden hat, sie einen S-Rahmen mit F-Bit absendet. Danach bleibt sie solange gesperrt, bis sie einen Befehl mit P-Bit empfängt. Das Zeitintervall vom Senden des F-Bits bis zum Empfang des P-Bits ist näherungsweise gleich $2 \cdot t_L$. Deshalb ist die mittlere Transferzeit für die Richtung von der S- zu der P-Station näherungsweise um die Hälfte dieses Intervalls größer, nämlich um t_L .

Falls p_{Bit} ungleich 0 ist, erhöht sich die mittlere Transferzeit auf jeden Fall, weil nun Wiederholungen erforderlich sind. Bei ABM werden diese Wiederholungen meistens durch einen REJ-Rahmen ausgelöst. Dagegen werden sie bei NRM, Richtung von der P- zu der S-Station, meistens durch P/F-Bits ausgelöst, weil hier die Verzögerungszeit t_L relativ klein ist gegenüber der Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens. Im Bereich von geringer bis mittlerer Belastung funktioniert dieser Wiederholungsmechanismus mit P/F-Bit schneller als jener mit REJ-Rahmen; deshalb ist die mittlere Transferzeit für die Richtung von der P- zu der S-Station in diesem Gebiet kleiner als die für ABM. Übrigens ist dieses Effekt schon bekannt, nämlich aus der Untersuchung des gesättigten Falls im vorherigen Abschnitt (vgl. Bild 6.1 und Text dazu).

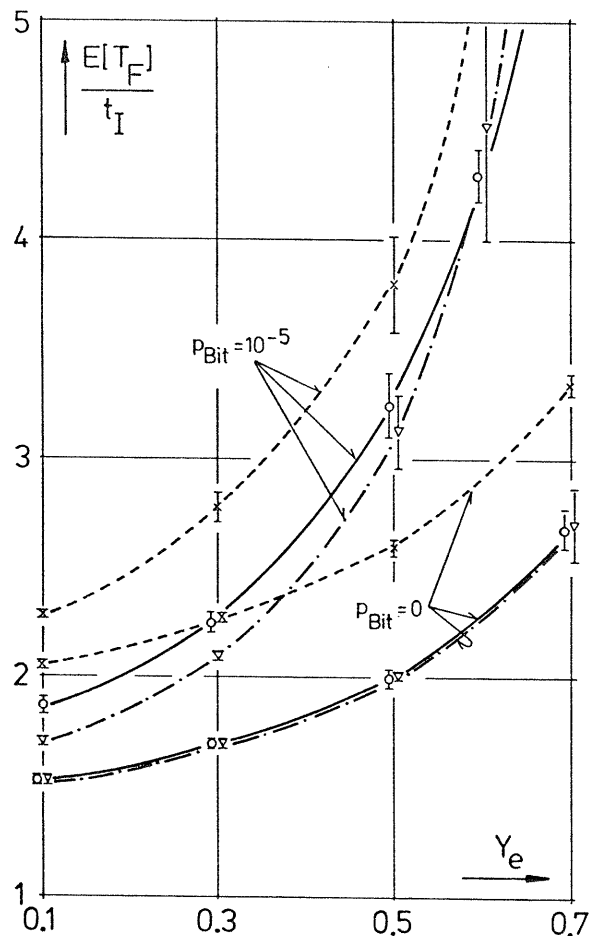


Bild 6.6: Mittlere Transferzeit als Funktion der effektiven Belastung
 $t_L = 50 \text{ ms}$; $l = 5000 \text{ bit}$; $v = 48 \text{ kbit/s}$; $\text{MOD} = 8$

- — HDLC-ABM
- × - - HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- △ ··· HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

Um den Einfluß der Modulo-Regel untersuchen zu können, wird in Bild 6.7 eine kürzere Blocklänge von 800 bit betrachtet (im Bild 6.6 war die Blocklänge gleich 5000 bit). Weil bei der in Kapitel 5 beschriebenen Berechnung der Transferzeit dieser Einfluß vernachlässigt ist, weichen die Simulationenpunkte für ABM ab Belastungen größer als 0.5 von den berechneten Kurven ab. In diesem Bereich ist also die Ankunftsrate der I-Blöcke so groß geworden, daß eine kombinierte Station oft (MOD-1) unquittierte I-Rahmen hat und deswegen zeitweilig ihr Senden unterbrechen muß.

Bei NRM kann die P-Station ebenfalls die Modulo-Grenze erreichen. Außerdem kann die S-Station empfangene I-Rahmen nicht bestätigen, solange sie nicht sendeberechtigt ist. Dies bedeutet, daß eine P-Station die Grenze von (MOD-1) unquittierten I-Rahmen öfter und bei niedrigeren Belastungen erreicht als eine kombinierte Station. Im Vergleich zu ABM sind deshalb die Ergebnisse für die Richtung von der P- zu der S-Station erheblich schlechter, und zwar bereits ab Belastungen größer als 0.3.

Wiederum ist die mittlere Transferzeit der Richtung von der S- zu der P-Station am größten, weil die S-Station nur begrenzt sendefähig ist.

Dieser Effekt, daß die Modulo-Regel einen stärkeren Einfluß bei NRM hat als bei ABM, ist nochmals in Bild 6.8 verdeutlicht. Hier ist die mittlere Transferzeit als Funktion der Verarbeitungs- plus Laufzeit t_L aufgezeichnet (beide Zeiten sind auf die Übertragungszeit t_I eines I-Rahmens normiert). Die effektive Belastung beider Übertragungskanäle ist gleich 0.5.

Für ABM ist die Abweichung der Simulationsergebnisse von den berechneten Kurven, die durch die Modulo-Regel hervorgerufen ist, bei t_L größer als $3 \cdot t_I$ zu erkennen. Die Kurven für NRM (Simulationsergebnisse) zeigen bereits bei t_L größer als $2 \cdot t_I$ einen sehr steilen Anstieg. Die Modulo-Regel beeinflusst also die Transferzeit bei NRM bei kleinerem Wert für t_L als bei ABM.

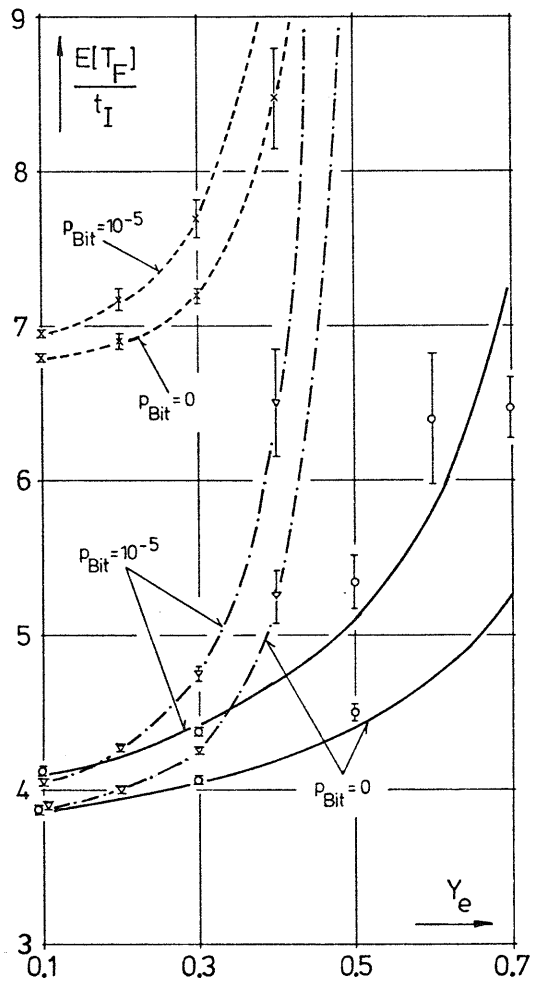


Bild 6.7: Mittlere Transferzeit als Funktion der effektiven Belastung $t_L=50$ ms; $l=800$ bit; $v=48$ kbit/s; MOD=8

- — HDLC-ABM
- △ --- HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- × - - - HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

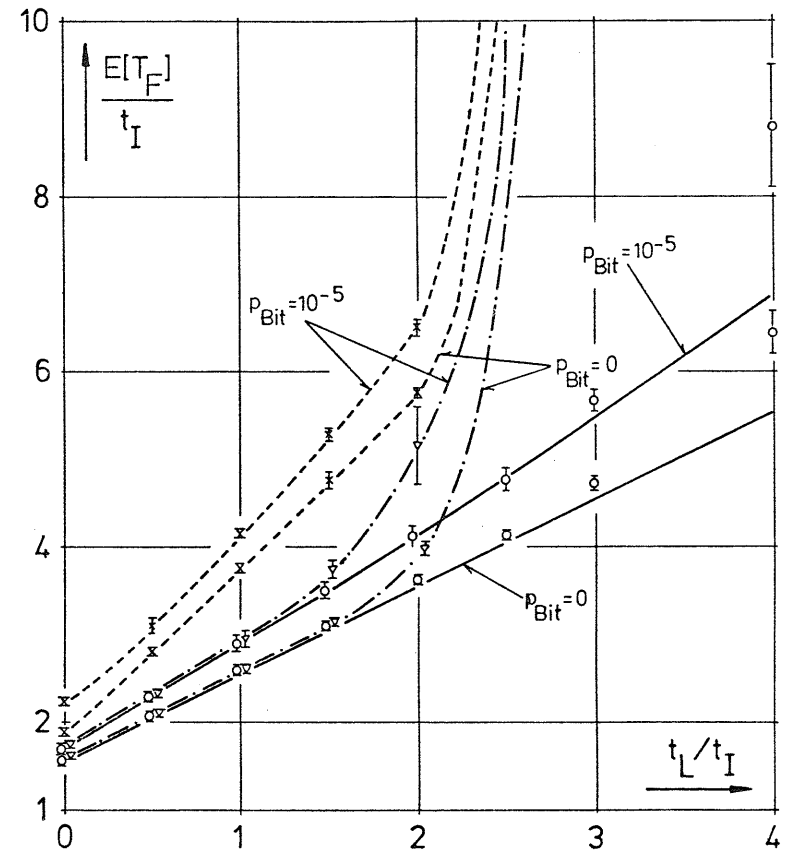


Bild 6.8: Mittlere Transferzeit als Funktion der Laufzeit plus Verarbeitungszeit t_L
 $v=48$ kbit/s; $l=1000$ bit; MOD=8; $Y_e=0.5$

- — HDLC-ABM
- △ --- HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- × - - - HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

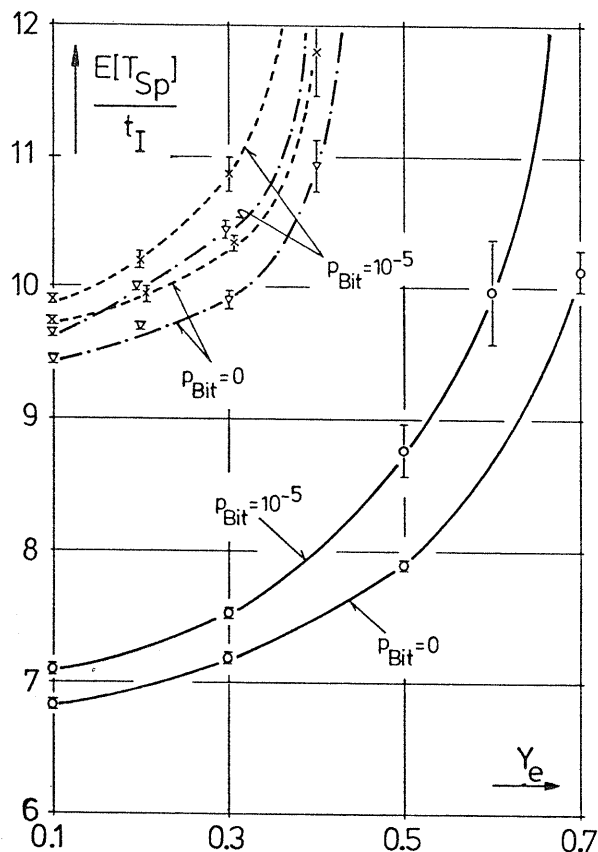


Bild 6.9: Mittlere Speicherverweilzeit als Funktion der effektiven Belastung

$t_I = 50$ ms; $v = 48$ kbit/s; $l = 800$ bit; MOD=8

- — HDLC-ABM
- - - - HDLC-NRM, Richtung von der P- zu der S-Station
- × - · - · HDLC-NRM, Richtung von der S- zu der P-Station

Bis jetzt wurde die mittlere Transferzeit der I-Blöcke betrachtet. Im ungesättigten Fall kann u.a. neben der Transferzeit die Speicherverweilzeit T_{Sp} eines I-Blockes von Interesse sein. Die Speicherverweilzeit eines I-Blockes ist definiert als das Zeitintervall von der Ankunft dieses Blockes an einer sendenden Station bis zu seinem Löschen aus dem Speicher in dieser Station. Bei HDLC wird ein I-Block erst vom Sendespeicher gelöscht, nachdem eine positive Quittung für diesen Block empfangen wurde. Die Speicherverweilzeit ist also gleich der Summe der Transferzeit plus jener Zeit, die eine Quittung benötigt, um von der I-Rahmen empfangenden Station zurück zu der sendenden Station zu gelangen. Sie ist außerdem ein Maß für die Belastung des Speichers, d.h. für die mittlere Anzahl von belegten Wartepunkten im Speicher einer sendenden Station.

Im Bild 6.9 ist die mittlere Speicherverweilzeit, normiert auf t_I , als Funktion der effektiven Belastung Y_e aufgezeichnet. Hier kann erkannt werden, daß die Speicherplätze bei NRM länger belegt werden als bei ABM. Der Unterschied zwischen den beiden Richtungen von NRM, wie er bis jetzt bezüglich der Transferzeit zu beobachten war, ist hier nicht mehr so stark ausgeprägt; beide Richtungen von NRM zeigen nahezu die gleichen mittleren Speicherverweilzeiten.

6.4 Zusammenfassung über den Leistungsvergleich zwischen HDLC-ABM und HDLC-NRM.

Die bis jetzt gemachten Erkenntnisse über ABM und NRM können wie folgt zusammengefasst werden:

- (1) Bei voll-duplex-betriebenen Punkt-Punkt-Verbindungen ist die Betriebsart ABM im allgemeinen leistungsfähiger als die Betriebsart NRM. Allerdings sind beide Betriebsarten in einem breiten Bereich von Parametern, die in der Praxis oft auftreten, nahezu gleichwertig.

- (2) Während bei ABM beide Übertragungsrichtungen gleichwertig sind, können bei NRM die beiden Übertragungsrichtungen sehr unterschiedliche Ergebnisse bezüglich Durchsatz und Transferzeit aufweisen.
- (3) Der Durchsatz ist unterschiedlich für die beiden Betriebsarten in folgenden Fällen:
 - bei langer Verzögerungszeit t_1 . Hier führt bei NRM die Modulo-Regel zusammen mit der begrenzten Sendefähigkeit der S-Station zu einer stärkeren Durchsatzverschlechterung als bei ABM.
 - bei höherer Fehlerwahrscheinlichkeit. Hier kann bei NRM ein großer Modulo-Wert problematisch sein, falls Wiederholungen nicht mit Hilfe von REJ-Rahmen ausgelöst werden können (vgl. Deadlockproblem im Abschnitt 6.2.2). Bei ABM werden diese Fehlersituationen effektiv durch die Zeitüberwachung geklärt.
- (4) Falls der Einfluß der Modulo-Regel vernachlässigt werden kann, haben ABM und NRM, Richtung von der P- zu der S-Station, praktisch gleiche mittlere Transferzeiten. I-Blöcke, die von der S- zu der P-Station Station zu übertragen sind, erleiden eine zusätzliche Verzögerung wegen der begrenzten Sendefähigkeit der S-Station.
Die Modulo-Regel bewirkt aber, falls ihr Einfluß nicht mehr vernachlässigt werden kann, eine stärkere Erhöhung der Transferzeit bei NRM als bei ABM. Dies ist wieder die Folge des Zusammenspiels zwischen der Modulo-Regel und der begrenzten Sendefähigkeit der S-Station. Bei Erdverbindungen mit hohen Übertragungsgeschwindigkeiten könnte deshalb ein Modulo-Wert von 8, der bei ABM ausreichend groß ist, bei NRM zu klein sein.
- (5) Speicherverweilzeiten sind bei NRM nahezu gleich für beide Übertragungsrichtungen. Bei langer Laufzeit sind sie aber wesentlich höher als bei ABM.

7. LEISTUNGSFÄHIGKEIT DER BETRIEBSART HDLC-ARM

Neben den zwei Betriebsarten ABM und NRM, die bis jetzt untersucht wurden, definiert HDLC eine dritte, nämlich die "Asynchrone Antwortbetriebsart" oder ARM ("asynchronous response mode", s. Abschnitt 2.3). Aufgrund der bis jetzt gewonnenen Erkenntnisse über ABM und NRM können nun einige Aussagen über diese Betriebsart ARM gemacht werden.

Die Betriebsart ARM gehört, wie NRM, zu den "unbalanced" Klassen von HDLC-Prozeduren, d.h. eine Punkt-Punkt-Verbindung beinhaltet eine P- und eine S-Station. Ein wesentlicher Unterschied zu NRM besteht darin, daß bei ARM die S-Station stets Rahmen senden darf, ohne ein P-Bit abwarten zu müssen. Die Benutzung von P/F-Bits ist ähnlich wie bei ABM, jedoch mit der Ausnahme, daß P-Bits nur von der P-Station und F-Bits nur von der S-Station gesendet werden dürfen. Eine S-Station, die ein P-Bit empfangen hat, muß so früh wie möglich eine Meldung mit gesetztem F-Bit zurücksenden. Danach darf sie weitere Rahmen senden.

Ein anderer wichtiger Unterschied zu NRM ist es, daß bei ARM nicht nur die P-Station, sondern auch die S-Station eine Zeitüberwachung hat. Für die P-Station kann die Zeitüberwachung wie für eine kombinierte Station implementiert werden (vgl. Abschnitt 2.4.3). Für die S-Station hat die Zeitüberwachung keinen Zusammenhang mit der Benutzung von P/F-Bits. Beim Ablauf der Zeitüberwachung kann sie entweder ihren zuletzt gesendeten I-Rahmen wiederholen, oder falls vorhanden, einen neuen I-Rahmen übertragen. In diesem "Time-out"-Zustand soll sie aber keinen neu empfangenen I-Rahmen mehr bestätigen, damit ein Ablauf der Zeitüberwachung bei der P-Station erzwungen wird, was zu einem Austausch von P/F-Bits führt.

Unter Beachtung dieser Unterschiede können folgende Aussagen über die Leistungsfähigkeit der Betriebsart ARM gemacht werden:

(1) Gesättigte Verkehrssituation.

Bei langer Laufzeit ist der Durchsatz von NRM schlechter als der von ABM, weil der Einfluß der Modulo-Regel durch die begrenzte Sendefähigkeit der S-Station verstärkt wird. Dies wird nicht mehr der Fall sein bei ARM, weil die S-Station jetzt stets sendeberechtigt ist.

Ein großer Modulo-Wert kann bei NRM problematisch sein, insbesondere bei hohen Fehlerwahrscheinlichkeit. Der Grund ist: Falls Wiederholungen nicht mehr durch REJ-Rahmen ausgelöst werden können, muß solange abgewartet werden, bis die S-Station die Modulo-Grenze von (MOD-1) unquittierten I-Rahmen erreicht. Erst danach kann die Fehlersituation mit Hilfe von P/F-Bits geklärt werden.

Diese unglückliche Situation kann bei ARM nicht auftreten, weil sie, ähnlich wie bei ABM, nun mit Hilfe der Zeitüberwachung geklärt wird. Der einzige Unterschied zu ABM ist, daß die S-Station beim Ablauf der Zeitüberwachung keine Möglichkeit hat, den Status der P-Station abzufragen. Dies könnte zu einer Verminderung des Durchsatzes der Richtung von der S- zu der P-Station führen.

(2) Ungesättigte Verkehrssituation.

Der Hauptgrund, warum die mittlere Transferzeit bei NRM höher als jene bei ABM ist, war die begrenzte Sendefähigkeit der S-Station, sowie ihr Zusammenspiel mit der Modulo-Regel. Weil nun bei ARM diese Beschränkung der S-Station nicht mehr vorhanden ist, kann erwartet werden, daß die Betriebsart ARM gleiche mittlere Transferzeit aufweist wie ABM.

Zusammengefaßt kann also gesagt werden, daß die Betriebsart ARM genauso leistungsfähig ist wie ABM.

8. ZUSAMMENFASSUNG

Die in dieser Arbeit durchgeführten Untersuchungen hatten das Ziel, die Faktoren zu identifizieren, welche die Leistungsfähigkeit einer HDLC-gesteuerten Datenverbindung im wesentlichen bestimmen. Es sollte ferner der Einfluß dieser Faktoren auf den Durchsatz und auf die Verzögerungszeiten der übertragenen Informationsblöcke quantitativ bestimmt werden, insbesondere bei nichtidealen Übertragungstrecken, d.h. bei solchen Strecken, die mit Störungen und mit nicht vernachlässigbarer Signallaufzeit behaftet sind.

Für diese Aufgabenstellung wurde zunächst ein neues analytisches Verfahren zur Bestimmung der Verkehrsgrößen entwickelt. Grundidee bei diesem Verfahren ist die Einführung einer sogenannten "virtuellen Übertragungszeit", welche nicht nur die reale Übertragungszeit eines I-Rahmens beinhaltet, sondern auch alle zusätzlichen Zeiten, die erforderlich sind, um einen Rahmen von einer Station zu der anderen korrekt übertragen zu können. Mit Hilfe dieser virtuellen Übertragungszeit kann eine HDLC-gesteuerte Datenverbindung durch ein einstufiges Warteschlangensystem modelliert werden. Aus diesem Warteschlangenmodell können dann explizite und numerisch leicht auswertbare Formeln für interessante Verkehrsgrößen wie Durchsatz und mittlere Transferzeit abgeleitet werden. Die Zuverlässigkeit dieses Berechnungsverfahrens wurde durch verschiedene Simulationsprogramme überprüft. In diesen Simulationsprogrammen sind alle Feinheiten der verschiedenen HDLC-Prozeduren implementiert.

Es wurde außerdem ein Leistungsvergleich zwischen den HDLC-Betriebsarten ABM und NRM durchgeführt. Es hat sich gezeigt, daß für voll-duplex-betriebene Punkt-Punkt-Verbindungen die Betriebsart ABM i.a. bessere Ergebnisse aufweist als die Betriebsart NRM. Während bei ABM beide Übertragungsrichtungen gleichwertig

sind, sind bei NRM die beiden Übertragungsrichtungen bezüglich Durchsatz und Transferzeit verschieden effektiv. Ferner ist der Einfluß der Modulo-Regel auf den Übertragungsvorgang stärker ausgeprägt bei NRM als bei ABM. Die Hauptursache dafür ist die begrenzte Sendefähigkeit einer S-Station in der Betriebsart NRM. Weil bei der Betriebsart ARM diese Beschränkung der S-Station entfällt, ist zu erwarten, daß die HDLC-Betriebsarten ABM und ARM während der Informationstransferphase gleichwertig sind.

LITERATURVERZEICHNIS

- /1/ "Data Communication - High Level Data Link Control Procedures - Frame Structure", International Standard IS 3309
- /2/ "Data Communication - High Level Data Link Control Procedures - Elements of Procedures (independent numbering)", International Standard IS 4335
- /3/ "HDLC - Proposed Additional Elements of Procedures", Document ISO/TC97/SC6-No.1300
- /4/ "HDLC - Proposed Unbalanced Classes of Procedures", Document ISO/TC97/SC6-No.1339
- /5/ "HDLC - Proposed Balanced Class of Procedures", Document ISO/TC97/SC6-No.1444
- /6/ "HDLC - Proposed Enhancement to DIS 4335", Document ISO/TC97/SC6-No.1445
- /7/ T.Hübner, W.Tietz: "Öffentliche Datennetze in Europa", NTZ, Bd.33 (1980), H.5, S.314-319
- /8/ A.D.Nguyen: "Data transmission developments and public data networks", Telecomm. J. of Australia, Vol.29, No.3, 1979, pp.194-205
- /9/ H.O.Burton, D.D.Sullivan: "Errors and error control", Proc. of the IEEE, Vol.60, No.11, Nov.72, pp.1293-1301
- /10/ K.I.Nording: "Error control keeping data messages clean", aus "Basic of Data Communications", McGraw-Hill Publ. Co., New York 1976, S.169-173

- /11/ W.W.Peterson: "Error-correcting codes", John Wiley&Sons Inc., New York, London 1961
- /12/ J.Swoboda: "Codierung zur Fehlerkorrektur und Fehlererkennung", R.Oldenburg Verlag, München, Wien 1973
- /13/ J.P.Gray: "Line control procedures", Proc. of the IEEE, Vol.60, No.11, Nov.72, pp.1301-1312
- /14/ H.Marko,H.Lange: "Datenübertragung und automatische Fehlerkorrektur", aus "Jahrbuch des elektrischen Fernmeldewesens", Verlag für Wissenschaft und Leben Georg Heidecker, Bad Windsheim, 1963
- /15/ "American National Standard for Advanced Data Communication Control Procedures" (ADCCP), Document ANSI/B5R 3.66
- /16/ "IBM Synchronous Data Link Control - General Information", GA27-3093-2, 1979
- /17/ S.Wecker: "Advanced Link Control runs full and half duplex on various types of nets" aus "Basic of Data Communication", McGraw-Hill Publ. Co., New York 1976, S.211-219
- /18/ W.Tietz: "Daten-Paketvermittlung, Internationale Standards, Übersetzung der CCITT-Empfehlungen X.3, X.25, X.28, X.29", R. v. Decker's Verlag, Heidelberg, Hamburg 1978
- /19/ "CCITT Draft Recommendation X.75: Terminal and Transit Call Control Procedures and Data Transfer System on International Circuits between Packet Switched Data Networks", Genf 1978
- /20/ "DIN 66221: Bitorientiertes Steuerungsverfahren zur Datenübermittlung"
- /21/ "General Information - Binary Synchronous Communications", IBM Systems Reference Library A27-3004-0

- /22/ Y.Masunaga: "Optimization of the HDLC I-Frame Structure and IIASA Data Communication Network", IIASA Research Memorandum RM-76-7, Febr.1976
- /23/ Y.Masunaga: "Optimal HDLC I-Frame Structure in a Two-Way File Transfer and IIASA Data Communication Network", IIASA Research Memorandum RM-76-31, May 1976
- /24/ K.C.Traynham, R.F.Steen: "Data Link Control and Contemporary Data Links", IBM Techn. Report TR 29.0168, June 1977
- /25/ K.C.Traynham, R.F.Steen: "SDLC and BSC on Satellite Links: a Performance Comparison", Computer Comm. Review, Oct.1977, Vol.7, No.4, pp.3-14
- /26/ A.Kaul: "Performance of High Level Data Link Control in Satellite Communications", COMSAT Techn. Review, Vol.8, No.1, Spring 78, pp.41-87
- /27/ L.W.Yu, J.C.Majithia: "An Analysis of One Direction of Window Mechanism", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-27, No.5, May 79, pp.778-788
- /28/ E.Gelenbe, J.Labetoulle, G.Pujolle: "Performance Evaluation of the Protocol HDLC", Proc. of the Symposium on Computer Network Protocols, Editor: A.Danthine, Liege, Belgien, 1978
- /29/ J.Labetoulle, G.Pujolle: "Modelling and Performance Evaluation of the Protocol HDLC", Proc. of the Symposium on Flow Control in Computer Networks, Editors: J.L.Grange and M.Gien, Versailles 1979, France, pp.307-320
- /30/ R.J.Benice, A.H.Frey, Jr.: "An Analysis of Retransmission Systems", IEEE Trans. on Comm. Techn., Vol. COM-12, No.4, Dec.64, pp.135-145

- /31/ R.J. Benice, A.H.Frey, Jr.: "Comparisons of Error Control Techniques", IEEE Trans. on Comm. Techn., Vol. COM-12, No.4, Dec.64, pp.146-154
- /32/ W.G.McGruther: "Thruput of High Speed Data Transmission Systems using Block Retransmission Error Control Schemes over Voicebandwidth Channels", Proc. of the ICC'72, pp. 15-19 - 15-24
- /33/ W.W.Chu: "Optimal Message Block Size for Computer Communications with Error Detection and Retransmission Strategies", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-22, No.10, Oct.74, pp.1516-1525
- /34/ A.R.K.Sastry: "Improving Automatic Repeat Request (ARQ) Performance on Satellite Channels under High Error Rate Conditions", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-23, No.4, April 75, pp.436-439
- /35/ D.R.Doll: "Calculating Throughput on Full-Duplex Data Link Controls", Data Communications, Jan./Feb. 76, pp.25-28
- /36/ T.D.Smetanka, M.A.Reed: "Error Considerations in Determining Satellite Data Link Response Time", Proc. of the NTC'77, pp. O3B:3-1 - O3B:3-5
- /37/ H.D.Chadwick: "Maximum Data Throughput over Digital Transmission Systems", Proc. of the NTC'77, pp. O3B:2-1 - O3B:2-4
- /38/ E.J.Weldon, Jr.: "Behavior of a Synchronous Data Link Controlled by a Bit-oriented Protocol", Proc. of the ICC'78, pp. 36.3.1-36.3.6
- /39/ J.C.Ufford, M.J.Ross: "Interaction of Critical Link Control Parameters for Data Communication", Proc. of the ICC'78, pp. 36.2.1-36.2.5

- /40/ G.Fayolle, E.Gelenbe, G.Pujolle: "An Analytic Evaluation of the Performance of the "Send and Wait" Protocol", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-26, No.3, March 78, pp.313-319
- /41/ M.A.Reed, T.D.Smetanka: "Implications of a Selective Acknowledgment Scheme on Satellite Performance", IBM J. Res. Dev., Vol.23, No.2, March 79, pp.189-196
- /42/ J.M.Morris: "Optimal Blocklengths for ARQ Control Schemes", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-27, No.2, Feb.79, pp.488-493
- /43/ M.Butto, G.Colombo, A.Tonietti: "Delay Distribution in a Data Communication System with Error Recovery", CSELT Rapporti Tecnici, Vol.III, No.3, Sept.79, pp.209-214
- /44/ D.Towsley, J.K.Wolf: "On the Statistical Analysis of Queue Lengths and Waiting Times for Statistical Multiplexers with ARQ Retransmissions Schemes", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-27, No.4, April 79, pp.693-702
- /45/ D.Towsley: "The Stutter Go Back-N Protocol", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-27, No.6, June 79, pp.869-875
- /46/ D.Towsley: "The Analysis of a Statistical Multiplexer with Nonindependent Arrivals and Errors", IEEE Trans. on Comm., Vol. COM-28, No.1, Jan.80, pp.65-72
- /47/ L.Kleinrock: "Queueing Systems, Volume I: Theory", John Wiley&Sons, 1975
- /48/ P.E.Pfeiffer, D.A.Schum: "Introduction to Applied Probability", Academic Press, 1973
- /49/ L.Takacs: "Stochastische Prozesse", R.Oldenbourg Verlag, Wien, 1966
- /50/ C.D.Pack: "The Output of an M/D/1-Queue", Op.Research, Vol.23, July-Aug.1975, pp.750-760

ANHÄNGE

Anhang 1: Herleitung der Laplace-Stieltjes-Transformierte der virtuellen Übertragungszeit T_V .

Nach Gleichung (3.21) gilt für die Laplace-Transformierte $\Phi_{T_V}(s)$ der virtuellen Übertragungszeit T_V :

$$\begin{aligned} \Phi_{T_V}(s) &= p_0 \cdot \Phi_{T_0}(s) + p_1 \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s) \\ &\quad + \sum_{n=2}^{\infty} p_n \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s) \cdot \Phi_{T_2}(s) \quad (A1.1) \end{aligned}$$

$$\text{mit } p_n = (1-p_F) \cdot p_F^n \quad (A1.2)$$

Durch Einsetzen von (A1.2) in (A1.1) erhält man

$$\begin{aligned} \Phi_{T_V}(s) &= (1-p_F) \cdot \Phi_{T_0}(s) + p_F \cdot (1-p_F) \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s) \\ &\quad + \frac{\Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi_{T_1}(s)}{\Phi_{T_2}(s)} \cdot (1-p_F) \cdot \sum_{n=2}^{\infty} p_F^n \cdot \Phi_{T_2}^n(s) \\ &= (1-p_F) \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \Phi^* \quad (A1.3) \end{aligned}$$

mit der Abkürzung:

$$\Phi^* = 1 + p_F \cdot \Phi_{T_1}(s) + \frac{\Phi_{T_1}(s)}{\Phi_{T_2}(s)} \cdot \sum_{n=2}^{\infty} p_F^n \cdot \Phi_{T_2}^n(s) \quad (A1.4)$$

Weil

$$\begin{aligned} \sum_{n=2}^{\infty} A^n &= \sum_{n=0}^{\infty} A^n - A^0 - A^1 \\ &= \frac{A^2}{1-A} \quad (A1.5) \end{aligned}$$

ist, läßt sich (A1.4) umschreiben in:

$$\Phi^* = 1 + \frac{p_F \cdot \Phi_{T_1}(s)}{1 - p_F \cdot \Phi_{T_2}(s)} \quad (A1.6)$$

Durch Einsetzen von Φ^* nach (A1.6) in (A1.3) ergibt sich schließlich für $\Phi_{T_V}(s)$:

$$\Phi_{T_V}(s) = (1-p_F) \cdot \Phi_{T_0}(s) \cdot \left[1 + \frac{p_F \cdot \Phi_{T_1}(s)}{1 - p_F \cdot \Phi_{T_2}(s)} \right] \quad (A1.7)$$

Anhang 2: Berechnung der Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$.

Hier soll Gleichung (4.5) im Abschnitt 4.2.2.2 für die Wahrscheinlichkeiten $\alpha(w)$ hergeleitet werden.

Aus dem Zustandsdiagramm in Bild 4.4 kann folgendes Gleichungssystem aufgestellt werden:

$$\begin{aligned}
 \alpha(1) &= (1-p_F) \cdot \alpha(\text{MOD}-1) \\
 \alpha(2) &= (1-p_F) \cdot \alpha(1) + p_F \\
 \alpha(3) &= (1-p_F) \cdot \alpha(2) \\
 \alpha(4) &= (1-p_F) \cdot \alpha(3) = (1-p_F)^2 \cdot \alpha(2) \\
 \alpha(w) &= (1-p_F)^{w-2} \cdot \alpha(2) \\
 \alpha(\text{MOD}-1) &= (1-p_F)^{\text{MOD}-3} \cdot \alpha(2)
 \end{aligned}
 \tag{A2.1}$$

Mit Hilfe der letzten Gleichung dieses Gleichungssystems läßt sich $\alpha(1)$ in Abhängigkeit von $\alpha(2)$ ausdrücken:

$$\alpha(1) = (1-p_F)^{\text{MOD}-2} \cdot \alpha(2)
 \tag{A2.2}$$

$\alpha(2)$ ergibt sich dann zu:

$$\begin{aligned}
 \alpha(2) &= (1-p_F)^{\text{MOD}-1} \cdot \alpha(2) + p_F \\
 &= \frac{p_F}{1 - (1-p_F)^{\text{MOD}-1}}
 \end{aligned}
 \tag{A2.3}$$

Mit Hilfe von Gleichung (A2.3) können die restliche $\alpha(w)$ berechnet werden:

$$\begin{aligned}
 \alpha(1) &= \frac{p_F \cdot (1-p_F)^{\text{MOD}-2}}{1 - (1-p_F)^{\text{MOD}-1}} \\
 \alpha(w) &= \frac{p_F \cdot (1-p_F)^{w-2}}{1 - (1-p_F)^{\text{MOD}-1}} \quad \text{für } w \neq 1
 \end{aligned}
 \tag{A2.4}$$

Somit ist Gleichung (4.5) hergeleitet.

Anhang 3: Herleitung der zwei ersten Momente von T_X .

Hier sollen die Gleichungen (5.21a) und (5.21b) im Abschnitt 5.3 hergeleitet werden. Dort wurden zunächst folgende Gleichungen für $E[T_X]$ und $E[T_X^2]$ angegeben:

$$E[T_X] = \int_0^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_X(t) + (t_{out}+t_S) \cdot [1-F_X(t_{out}+t_I)] \quad (A3.1a)$$

$$E[T_X^2] = \int_0^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_X(t) + (t_{out}+t_S)^2 \cdot [1-F_X(t_{out}+t_I)] \quad (A3.1b)$$

Weil die Funktion $F_X(t)$ (s. Gleichung (5.18)) für $t < xt_I$ gleich Null ist und für $t=xt_I$ den Wert $F_X(xt_I)$ hat, können die bestimmte Integrale in (A3.1a,b) umgeschrieben werden in:

$$\int_0^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_X(t) = (xt_I) \cdot F_X(xt_I) + \int_{xt_I}^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_X(t) \quad (A3.2a)$$

$$\int_0^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_X(t) = (xt_I)^2 \cdot F_X(xt_I) + \int_{xt_I}^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_X(t) \quad (A3.2b)$$

Nun sollen die folgende Integrale berechnet werden:

$$I_1 = \int_{xt_I}^{t_{out}+t_I} t \cdot dF_X(t) \quad (A3.3a)$$

$$I_2 = \int_{xt_I}^{t_{out}+t_I} t^2 \cdot dF_X(t) \quad (A3.3b)$$

Das Integral I_1 nach (A3.3) kann mit Hilfe der partiellen Integration, nämlich

$$\int u \cdot dv = u \cdot v - \int v \cdot du \quad (A3.4)$$

bestimmt werden.

Es seien

$$\begin{aligned} u &= t & du &= dt \\ v &= F_X(t) & dv &= dF_X(t) \end{aligned} \quad (A3.5)$$

Damit gilt für I_1 :

$$\begin{aligned} I_1 &= t \cdot F_X(t) \Big|_{xt_I}^{t_{out}+t_I} - \int_{xt_I}^{t_{out}+t_I} F_X(t) \cdot dt \\ &= (t_{out}+t_I) \cdot F_X(t_{out}+t_I) - xt_I \cdot F_X(xt_I) \\ &\quad - F_X^*(t_{out}+t_I) + F_X^*(xt_I) \end{aligned} \quad (A3.6)$$

mit der Abkürzung:

$$F_X^*(t) = \int F_X(t) \cdot dt \quad (A3.7)$$

Mit (A3.6) und (A3.2a) ergibt sich für $E[T_x]$:

$$E[T_x] = t_{out} + t_S + (t_I - t_S) \cdot F_x(t_{out} + t_I) - F_x^*(t_{out} + t_I) + F_x^*(xt_I) \quad (A3.8)$$

Die Berechnung des Integrals I_2 , erforderlich für die Bestimmung von $E[T_x^2]$, kann auf ähnlicher Weise mit Hilfe der partiellen Integration durchgeführt werden.

Anhang 4: Rekursive Formeln für die Berechnung der Integrale $F_x^*(t)$ und $F_x^{**}(t)$.

Im Abschnitt 5.3 wurde gezeigt, daß für die Bestimmung der ersten zwei Momente von T_x (Gleichung (5.21a,b)) die Integrale $F_x^*(t)$ und $F_x^{**}(t)$ der Verteilungsfunktion $F_x(t)$ benötigt werden. Im folgenden soll gezeigt werden, wie diese Integrale rekursiv berechnet werden können.

Nach Gleichung (5.18) gilt für $F_x(t)$:

$$F_x(t) = \begin{cases} 1 - \sum_{m=0}^{x-1} (1 - Q_{x-m}(t)) \cdot \pi_m & \text{für } t \geq xt_I, x > 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (A4.1)$$

mit

$$Q_n(t) = \begin{cases} 1 - \sum_{k=1}^n \frac{\lambda_A^{n-k} \cdot e^{-\lambda_A(t-kt_I)} \cdot (t-nt_I) \cdot (t-kt_I)^{n-k-1}}{(n-k)!} & \text{für } t \geq nt_I; n \geq 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (A4.2)$$

Der Einfachheit halber wird im folgenden für $F_x(t)$ und $Q_n(t)$ jeweils nur die obere Zeile in (A4.1) bzw. (A4.2) betrachtet.

Gleichung (A4.1) kann umgeschrieben werden in:

$$F_x(t) = 1 - \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m + \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m \cdot Q_{x-m}(t) \quad (A4.3)$$

Daraus folgen:

$$\begin{aligned} F_x^*(t) &= \int F_x(t) \cdot dt \\ &= (1 - \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m) \cdot t + \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m \cdot Q_{x-m}^*(t) \end{aligned} \quad (A4.4a)$$

$$\begin{aligned} F_x^{**}(t) &= \int F_x^*(t) \cdot dt \\ &= (1 - \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m) \cdot \frac{t^2}{2} + \sum_{m=0}^{x-1} \pi_m \cdot Q_{x-m}^{**}(t) \end{aligned} \quad (A4.4b)$$

mit den Definitionen:

$$Q_n^*(t) = \int Q_n(t) \cdot dt ; \quad Q_n^{**}(t) = \int Q_n^*(t) \cdot dt \quad (A4.5)$$

Es bleiben also die Integrale $Q_n^*(t)$ und $Q_n^{**}(t)$ zu berechnen.

Mit der Abkürzung:

$$A_{n,k}(t) = \begin{cases} e^{-\lambda_A(t-kt_I)} \cdot (t-kt_I)^{n-k} & \text{für } t \geq nt_I, n > 0, k \leq n \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (A4.6)$$

läßt sich $Q_n(t)$ nach (A4.2) umgeschrieben werden in:

$$Q_n(t) = 1 - \sum_{k=1}^n \frac{\lambda_A^{n-k}}{(n-k)!} \cdot [A_{n,k}(t) - (n-k) \cdot t_I \cdot A_{n-1,k}(t)] \quad (A4.7)$$

Damit lauten für die Integrale von $Q_n(t)$:

$$Q_n^*(t) = t - \sum_{k=1}^n \frac{\lambda_A^{n-k}}{(n-k)!} \cdot [A_{n,k}^*(t) - (n-k) \cdot t_I \cdot A_{n-1,k}^*(t)] \quad (A4.8)$$

$$Q_n^{**}(t) = \frac{t^2}{2} - \sum_{k=1}^n \frac{\lambda_A^{n-k}}{(n-k)!} \cdot [A_{n,k}^{**}(t) - (n-k) \cdot t_I \cdot A_{n-1,k}^{**}(t)]$$

mit

$$A_{n,k}^*(t) = \int A_{n,k}(t) \cdot dt \quad (A4.9a)$$

$$A_{n,k}^{**}(t) = \int A_{n,k}^*(t) \cdot dt \quad (A4.9b)$$

Die Integrale $A_{n,k}^*(t)$ und $A_{n,k}^{**}(t)$ können wie folgt rekursiv bestimmt werden:

$$A_{n,k}^*(t) = -\frac{1}{\lambda_A} \cdot A_{n,k}(t) + \frac{n-k}{\lambda_A} \cdot A_{n-1,k}^*(t) \quad (A4.10a)$$

$$A_{n,k}^{**}(t) = -\frac{1}{\lambda_A} \cdot A_{n,k}^*(t) + \frac{n-k}{\lambda_A} \cdot A_{n-1,k}^{**}(t) \quad (A4.10b)$$

Mit Hilfe von (A4.6) können die $A_{n,k}(t)$ bestimmt werden. Damit lassen sich die $A_{n,k}^*$ und $A_{n,k}^{**}$ rekursiv nach (A4.10a,b) bestimmen. Sind die $A_{n,k}$, $A_{n,k}^*$ und $A_{n,k}^{**}$ bekannt, so können die $Q_n(t)$, $Q_n^*(t)$ und $Q_n^{**}(t)$ nach (A4.7), (A4.8a,b) sowie die $F_x(t)$, $F_x^*(t)$ und $F_x^{**}(t)$ nach (A4.1), (A4.5a,b) berechnet werden.

