





# Entwicklung und Leistungsbewertung einer ATM-Funkschnittstelle

Dietmar Petras

# AACHENER BEITRÄGE ZUR MOBIL- UND TELEKOMMUNIKATION

Herausgeber:

Universitätsprofessor Dr.-Ing. Bernhard Walke

Petras, Dietmar:  
Entwicklung und Leistungsbewertung einer ATM-Funkschnittstelle  
1. Auflage Aachen:  
Wissenschaftsverlag Mainz, 1999  
(Aachener Beiträge zur Mobil- und Telekommunikation, Band 18)  
ISSN 1437-6814  
ISBN 3-86073-627-2

© 1999 Dietmar Petras

Wissenschaftsverlag Mainz  
Süsterfeldstr. 83, 52072 Aachen  
Telefon: 02 41 / 2 39 48 oder 02 41 / 87 34 34  
Fax: 02 41 / 87 55 77

Herstellung: Druckerei Mainz GmbH,  
Süsterfeldstr. 83, 52072 Aachen  
Telefon 02 41 / 87 34 34; Fax: 02 41 / 87 55 77

Gedruckt auf chlorfrei gebleichtem Papier

„D 82 (Diss. RWTH Aachen)“

## ZUSAMMENFASSUNG

---

Im April 1997 wurde beim ETSI das Projekt BRAN (Broadband Radio Access Networks) eingerichtet, um breitbandig übertragende Drahtlos-Systeme wie ATM-LAN (multimediales lokales Funknetz) und RLL (Radio in the Local Loop) zu standardisieren. Die vorliegende Arbeit hat wesentliche Grundlagen dafür gelegt, indem Techniken für die Funkschnittstelle entworfen, analysiert und allgemeinverständlich in die Fachdiskussion eingeführt worden sind. Sie sind heute Bestandteil der Konzepte für drahtlose ATM-Systeme der verschiedenen an der ETSI-Standardisierung beteiligten Hersteller.

Der Autor schlägt vor, die in Einführung befindlichen, auf dem ATM-Verfahren beruhenden Festnetze durch drahtlose Zugangsnetze zu ergänzen, um feste, bewegliche und mobile Endgeräte mit einer Multiplex-Übertragungsrate von ca. 25 Mbit/s über Funk anzuschließen. Dementsprechend arbeitet er zunächst die Unterschiede kabelgebundener und funkbasierter Multiplexer heraus und entwickelt dann eine Steuerung für die dienstgütespezifische Zuteilung von Übertragungskapazität an Terminals. Die Kommunikationsdienste benötigen unterschiedliche(n) Durchsatz, Verzögerung und Bitfehlerhäufigkeit. Die zentrale Steuerung der Funkschnittstelle muß die Zahl wartender ATM-Zellen in den Terminals schätzen bzw. abfragen, wobei auch spontane Zufallsübertragungen auftreten. Die dabei auftretenden Kollisionen gleichzeitig übertragener Daten müssen erkannt und durch Wiederholung behoben werden.

Nach Einführung und mathematischer Analyse von Bedienstrategien für verschiedene Dienste, deren Ergebnisse durch stochastische Simulation validiert werden, wird ein zugehöriger Funk-Protokollstapel entwickelt. Neben Funktionen zur adaptiven Kapazitätszuweisung des Mediums über Zeitschlitze zur Übertragung von ATM-Zellen werden Zugriffsprotokolle und ein fehlerbehandelndes Sicherungsprotokoll entwickelt. Kollisionsauflösungsalgorithmen und ihre Leistungsparameter werden sorgfältig analytisch und simulativ verglichen und ein blockierungsfreies Verfahren ausgewählt, das heute in einem Herstellerprodukt realisiert ist. Für repräsentative Verkehrslast-Szenarien kann simulativ gezeigt werden, daß die Leistungsparameter der ATM-Funkschnittstelle trotz funkbedingter Übertragungsfehler denen eines kabelgebundenen Multiplexers nahekommen.

## ABSTRACT

---

In April 1997, the ETSI Project BRAN (Broadband Radio Access Networks) was initiated in order to standardize broadband wireless systems such as ATM-LAN (multimedia Local Area Network) and RLL (Radio in the Local Loop). The present thesis has provided important bases for the standardization process by developing and analyzing air interface systems and introducing them into the technical discussion in an intelligible manner. They are now an integral part of the concepts for wireless ATM systems of various manufacturers participating in ETSI standardization.

The author is proposing to extend fixed ATM networks, which are currently being introduced, by wireless access networks in order to connect fixed, movable and mobile terminals via a radio link at a multiplex transfer rate of approximately 25 Mbit/s. Accordingly, he initially formulates the differences between cable-bound and radio-based ATM multiplexers and then develops a control mechanism for the service-specific assignment of transmission capacity to terminals. The communication services require different data rates, delays and bit error ratios. The central controller of the air interface must estimate or request the number of ATM cells waiting for transmission in the terminals, which also involves spontaneous transmissions by random access. Concurrent transmission of messages leads to collisions which have to be detected and resolved by retransmission.

After the introduction and mathematical analysis of service strategies for different services, the results of which are validated by stochastic simulations, an associated radio protocol stack is developed. In addition to functions for adaptive capacity assignment of the medium via time slots for transmission of ATM cells, medium access control protocols and error-control protocols are developed. Different collision resolution algorithms and their performance parameters are compared by means of careful analysis and simulations. Then a non-blocking algorithm is selected, which has now been implemented in a manufacturer product.

With regard to representative traffic scenarios, simulations can be used to demonstrate that the performance parameters of the ATM air interface are almost identical to those of a cable-bound multiplexer despite radio-related transmission errors.

# INHALTSVERZEICHNIS

---

<b>Zusammenfassung</b>	<b>i</b>
<b>Abstract</b>	<b>ii</b>
<b>Inhaltsverzeichnis</b>	<b>vi</b>
<b>1 Einführung</b>	<b>1</b>
<b>2 Asynchroner Übertragungsmodus (ATM)</b>	<b>5</b>
2.1 Struktur der ATM-Zelle und Bedeutung der Steuerinformation	7
2.2 ATM-Vermittlung . . . . .	8
2.3 Das ATM-Referenzmodell . . . . .	9
2.4 Dienstgüte im ATM-Festnetz . . . . .	11
<b>3 Funkbasierte Telekommunikation</b>	<b>14</b>
3.1 Begrenztes Funkspektrum . . . . .	14
3.2 Zeitlich variante Übertragungsqualität der Funkstrecke . . . .	15
3.3 Der unbekannte, zeitlich veränderliche Netzzugangspunkt . .	16
<b>4 Kommunikationsprotokolle</b>	<b>18</b>
4.1 Das ISO/OSI-Referenzmodell . . . . .	18
4.2 Kanalzugriffsverfahren auf gemeinsam genutzten Medien . . .	20
4.2.1 Zufallszugriffsprotokolle . . . . .	21
4.2.2 Slotted-Aloha Protokoll . . . . .	23
4.2.3 Kollisionsauflösung mit Splittingalgorithmen . . . . .	26
4.3 Sicherungsprotokolle . . . . .	33
<b>5 Die Funkschnittstelle des Bündelfunksystems TETRA-PDO</b>	<b>38</b>
5.1 Dienste der Vermittlungsschicht . . . . .	39
5.2 Architektur der Sicherungsschicht . . . . .	40
5.3 Logical Link Control . . . . .	40
5.4 Medium Access Control . . . . .	43

5.4.1	Interne logische Kanäle . . . . .	44
5.4.2	Protokolldateneinheiten der MAC-Teilschicht . . . . .	44
5.4.3	Burststruktur . . . . .	46
5.4.4	Reservierungsverfahren . . . . .	47
5.4.5	Zufallszugriffsprotokoll . . . . .	48
<b>6</b>	<b>Architektur der ATM-Funkschnittstelle</b>	<b>51</b>
6.1	Modellierung einer Funkzelle als verteilter ATM-Multiplexer .	53
6.2	Anforderungen an das Fehlerverhalten der ATM-Funkschnittstelle . . . . .	56
6.3	Der Protokollstapel der ATM-Funkschnittstelle . . . . .	57
<b>7</b>	<b>Bedienstrategien des Schedulers der ATM-Funkschnittstelle</b>	<b>60</b>
7.1	Die Funkzelle des W-ATM Systems als verteiltes Wartesystem	60
7.2	Bedienstrategien für echtzeit-orientierte VBR-Verbindungen .	63
7.2.1	Analyse von statischen Prioritäten im M/D/1 Warteraum . . . . .	64
7.2.2	Analyse von terminorientierten Prioritäten im M/D/1 Warteraum . . . . .	67
7.2.3	Simulative Verifikation der Analyse des M/D/1 Warterraums . . . . .	70
7.2.4	Auswirkungen komplexerer Quellenmodelle . . . . .	74
7.2.5	Auswirkungen des Verwerfens verspäteter Zellen . . .	76
<b>8</b>	<b>Protokollentwurf für die ATM-Funkschnittstelle</b>	<b>78</b>
8.1	Dienste und Protokolle der MAC-Schicht . . . . .	79
8.2	Struktur der LLC-Schicht . . . . .	85
8.3	ARQ-Protokoll für Echtzeitdienste (CBR/VBR) . . . . .	92
8.3.1	Das Selective-Reject-with-Discarding (SR/D) ARQ-Protokoll . . . . .	92
8.3.2	Verwerfen von ATM-Zellen beim SR/D-ARQ-Protokoll	93
8.3.3	Methoden zur Verringerung von Übertragungsverzögerungen . . . . .	95
<b>9</b>	<b>Integriertes stochastisches Simulationsmodell</b>	<b>97</b>
9.1	Bewertungsziele und zu ermittelnde Leistungskenngrößen . .	97

9.1.1	Leistungskenngrößen für echtzeit-orientierte CBR/ VBR-Verbindungen . . . . .	98
9.1.2	Leistungskenngrößen für zeitunkritische ABR/UBR- Verbindungen . . . . .	98
9.2	Skalierbarkeit des Simulationsmodells . . . . .	100
9.3	Software-Architektur des Simulationsmodells . . . . .	100
9.4	Modellierung der Anwendungsprozesse . . . . .	101
9.4.1	Der deterministische stochastische Prozeß als Modell für CBR-Quellen . . . . .	102
9.4.2	Videoquelle mit autoregressivem Prozeß als Modell einer typischen VBR-Anwendung . . . . .	102
9.4.3	Modellierung von zeitunkritischen UBR-Diensten . . . . .	104
9.4.4	Testszenarien mit Poissonquellen . . . . .	104
9.4.5	Realistische Simulationsszenarien mit Multimedia- Diensten . . . . .	104
9.5	Modellierung des physikalischen Kanals . . . . .	105
9.6	Modellierung von Übertragungsfehlern . . . . .	107
9.7	Statistische Sicherheit der Simulationsergebnisse . . . . .	108
9.8	Implementierungsaspekte . . . . .	108
<b>10</b>	<b>Signalisierung von Kapazitätsanforderungen</b>	<b>111</b>
10.1	Modell zur Optimierung des Zugriffsprotokolls im RQCH . . . . .	115
10.2	Zugriffsverfahren mit blockierendem Splittingalgorithmus . . . . .	117
10.2.1	Analyse der Kollisionsauflösung mit Splittingalgorithmus . . . . .	118
10.2.2	Analyse der Kollisionsauflösung mit dem Nummern- Splittingalgorithmus . . . . .	129
10.2.3	Optimale Größe der Startmengen beim Nummern- Splittingalgorithmus . . . . .	138
10.2.4	Leistungsbewertung des Zugriffsprotokolls mit blok- kierendem Nummernsplitten . . . . .	142
10.2.5	Leistungsbewertung des Zugriffsprotokolls mit blok- kierungsfreiem Nummernsplitten . . . . .	147
10.3	Zugriffsverfahren mit Gruppentest-Algorithmus . . . . .	155
10.4	Einsatz des Gruppentest-Algorithmus im DSA++Protokoll . . . . .	166
10.4.1	Vergleichsprotokoll mit wettbewerbsfreiem Poll-Algo- rithmus . . . . .	167

10.4.2	Leistungsbewertung am TestszENARIO mit gleichmäßig verteiltem Angebot . . . . .	168
10.4.3	Leistungsbewertung am TestszENARIO mit ungleichmäßig verteiltem Angebot . . . . .	172
<b>11</b>	<b>Quittierungsstrategien</b>	<b>177</b>
11.1	Quittungstypen und ihre Prioritäten . . . . .	178
11.1.1	Positive Quittungen . . . . .	178
11.1.2	Negative Quittungen . . . . .	178
11.1.3	Discard-Meldungen . . . . .	179
11.2	Quittierungsalgorithmus der ARQ-Instanz . . . . .	180
11.3	Übertragungsverfahren für Quittungen . . . . .	180
11.4	Quittungen in der Planungsphase des Schedulers . . . . .	181
11.5	Quittungen in der Übertragungsphase des Schedulers . . . . .	182
11.6	Leistungsbewertung der Quittierungsstrategie . . . . .	183
11.6.1	Ideales ARQ-Protokoll . . . . .	183
11.6.2	Verwerfen von ATM-Zellen beim SR/D-ARQ-Protokoll	183
11.6.3	Quittungen in der Period-Ctrl-PDU . . . . .	186
<b>12</b>	<b>Leistungsbewertung des Protokollstapels</b>	<b>189</b>
12.1	Maximale Anzahl von Reservierungen pro Periode . . . . .	189
12.2	Länge der kurzen RQCH-Zeitschlitzte . . . . .	195
12.3	Übertragung von Kapazitätsanforderungen über den RQCH .	196
12.4	Verzögerungen von ATM-Zellen durch Quittierung . . . . .	198
<b>13</b>	<b>Zusammenfassung und Ausblick</b>	<b>202</b>
	<b>Abkürzungsverzeichnis</b>	<b>205</b>
	<b>Quellenverzeichnis</b>	<b>209</b>
	<b>Danksagung</b>	<b>225</b>

# Einführung

Die Entwicklungen in der modernen Telekommunikation wird derzeit durch die fortlaufende Weiterentwicklung der weltweiten Infrastruktur zu einem multimedialen Breitbandnetz bestimmt. Dieser Trend wurde durch die Einführung des World-Wide-Web (WWW) verstärkt, das Multimedia-Anwendungen in Kommunikationsnetzen auch dem technisch weniger geübten Benutzer zugänglich macht und sich eines breiten Interesses erfreut. Multimediale Anwendungen erfordern von Telekommunikationsnetzen sowohl leitungsvermittelte Dienste mit garantierter Übertragungskapazität und Übertragungsverzögerung etwa für interaktive Sprach- und Videodienste, als auch paketvermittelte Dienste mit Übertragungskapazität auf Anforderung für die Übertragung von Texten, Bildern und Daten. Daher verwenden Multimedianeetze den asynchronen Übertragungsmodus (asynchronous transfer mode, ATM) [126], der paketvermittelten Transport über virtuelle Verbindungen anwendet, wobei verbindungspezifische Anforderungen an Übertragungskapazität und Übertragungsverzögerung gestellt werden können. Der wesentliche Vorteil für den Betreiber von ATM-Netzen besteht darin, daß er nur ein einheitliches, diensteintegriertes Netz installieren, betreiben und warten muß, anstelle der bisher nebeneinander existierenden dienstspezifischen Netze. Neben dieser Kostenersparnis stellen ATM-Netze eine zukunftssichere Investition dar, weil der diensteunabhängige Transport grundsätzlich die Unterstützung zukünftiger Dienste ermöglicht.

Ein weiterer Trend in der modernen Telekommunikation besteht in dem Aufbau von zellularen Mobilfunknetzen, die das Bedürfnis der Benutzer nach universeller Erreichbarkeit erfüllen. Die derzeitige Mobilfunktechnologie ermöglicht die flächendeckende Verfügbarkeit von Sprach- und schmalbandigen Datendiensten bis zu einigen 10 kbit/s Übertragungsrate. Bereits heute besteht jedoch der Bedarf nach sehr viel mehr Bandbreite. Die Bereitstellung von Datenraten von einigen Mbit/s wie am Teilnehmeranschluß kabelgebundener Multimedianeetze, würde jedoch breite Funkspektren erfor-

dern, die nur bei Frequenzen deutlich über 5 GHz verfügbar sind, wo Funkkommunikation ohne direkte Sichtverbindung zwischen Terminal und Basisstation nur noch im Nahbereich möglich ist. Daher ist eine flächendeckende Versorgung mit mobilen Multimediadiensten wie im Festnetz aufgrund der enormen Anzahl notwendiger Basisstationen derzeit weder technisch noch wirtschaftlich realisierbar. Es bestehen jedoch zwei Marktsegmente, in denen ATM-Funknetze realistisch erscheinen:

1. ATM-basierte schnurlose Kommunikationssysteme oder lokale Funknetze (wireless ATM local area network, W-ATM-LAN) mit eingeschränkter Mobilität in einem begrenzten Bereich (z.B.: Bürogebäude, Messegelände)
2. breitbandige Funkzugangsnetze (Broadband Fixed Radio Access, B-FRA) für ortsfeste Teilnehmer als Alternative zu kabelgebundener Infrastruktur zum Anschluß von Teilnehmern an die Ortsvermittlung

Das zweite Segment wird insbesondere durch die derzeit weltweit voranschreitende Deregulierung des Telekommunikationsmarktes geschaffen, weil die Funktechnik es alternativen Netzbetreibern ermöglicht, die in der Regel nicht auf kabelgebundene Zugangsnetze zurückgreifen können, schnell und effizient flächendeckend Teilnehmer anzuschließen.

In einer Reihe von Forschungsaktivitäten in Industrie und Universitäten werden derzeit funkbasierte ATM-Netze untersucht [36, 124, 28, 9, 33, 128, 117, 8, 23]. Auch internationale Standardisierungsorganisationen haben sich des Themas angenommen und die Verabschiedung erster technischer Standards bis Ende 1998 geplant [17, 170, 26]. Das ETSI<sup>1</sup> Projekt *Broadband Radio Access Networks* (BRAN) beschäftigt sich mit der Funkschnittstelle für zwei W-ATM-Systeme entsprechend den obigen Marktsegmenten, die dort „HIPERLAN Typ 2“<sup>2</sup> und „HIPERACCESS“ genannt werden<sup>3</sup>.

Durch die weltweite Freigabe eines angemessenen unlicenzierten Frequenzspektrums für persönliche Kommunikationssysteme im 5 GHz Bereich (und sehr viel mehr Spektrum in höheren Frequenzbändern bei 40 und 60 GHz) ist eine wichtige Voraussetzung für die Realisierung von lokalen Multimediafunknetzen gegeben. Für breitbandige Funkzugangsnetze stehen ebenfalls regional abhängig entsprechende Frequenzbänder bei 3.5, 10, 24, 26 und

<sup>1</sup>European Telecommunications Standards Institute

<sup>2</sup>HIPER = HIgh PERformance

<sup>3</sup>Desweiteren soll ein „HIPERLINK“ Standard für ATM-Richtfunkstrecken kurzer Entfernung in unlicenzierten Frequenzbändern erarbeitet werden.

28 GHz zur Verfügung, und weiteres Spektrum über 30 GHz wird derzeit diskutiert.

Das **Ziel dieser Arbeit** liegt in der Entwicklung und Bewertung von Protokollvorschlägen für die ATM-Funkschnittstelle eines lokalen Multimedia-funknetzes. Die Auswirkung von Mobilität auf kabelgebundene ATM-Netze, wie etwa das Umrouten von virtuellen Verbindungen während eines Handovers, wird hier nicht behandelt, stattdessen wird auf [5] verwiesen. Zu den Verfahren und Algorithmen für Breitbandmodems wird ebenfalls auf die Literatur verwiesen [145, 29, 10].

Um sich transparent in ein ATM-Netz einzufügen, muß an der ATM-Funkschnittstelle statistisches Multiplexen von ATM-Zellen wie in einem ATM-Multiplexer des Festnetzes realisiert werden. Dazu werden neuartige Zugriffsverfahren zur Koordinierung der Terminals benötigt, die um den gemeinsam genutzten Funkkanal konkurrieren. Im Gegensatz zur kabelgebundenen Übertragung in ATM-Netzen weist die Funkübertragung eine hohe Bitfehlerhäufigkeit auf. Dies erfordert an der ATM-Funkschnittstelle den Einsatz von dienstklassenspezifischen Fehlersicherungsverfahren.

Der Kanalzugriff ist grundsätzlich durch zwei verschiedene Verfahren realisierbar. Das erste Verfahren ist angelehnt an die SDH<sup>4</sup>-Technologie in Festnetzen und realisiert auf dem Funkkanal mittels einem TDMA-Rahmen synchrone Kanäle, die einzelnen Verbindungen statisch für die Dauer ihres Bestehens (z.B. bei Sprachdiensten) oder dynamisch jeweils für die Dauer eines Büschels von ATM-Zellen zugeteilt werden. Ein derartiges Verfahren wird in [15] untersucht und hier nicht weiter behandelt.

Das zweite Verfahren, das dieser Arbeit zugrunde liegt, trägt der Tatsache Rechnung, daß die Leistungsfähigkeit von ATM-Netzen wesentlich durch die *Intelligenz* des Multiplexvorgangs von ATM-Zellen in ATM-Multiplexern bzw. ATM-Vermittlungsstellen bestimmt wird. In modernen ATM-Multiplexern werden Bedienstrategien eingesetzt, welche die Wahrscheinlichkeit von internen Pufferüberläufen minimieren, um die maximal mögliche Auslastung des Netzes zu erhöhen. In der Arbeit wird gezeigt, daß die Funkschnittstelle als verteilter ATM-Multiplexer interpretiert werden kann. Jedoch erfordert die im Vergleich zur kabelgebundenen Übertragung niedrige Kanalkapazität, die mit der heutigen Funkübertragungstechnik realisierbar ist, an der Funkschnittstelle Bedienstrategien, welche verbindungs-spezifisch die Wartezeit von ATM-Zellen minimieren. Dabei werden

---

<sup>4</sup>Synchrone Digitale Hierarchie

veraltete Zellen verworfen, um die Wartezeiten der nachfolgenden Zellen zu verkürzen. Ein zentral durch die Basisstation gesteuertes Kanalzugriffsprotokoll realisiert die Übertragungsreihenfolge, die durch die Bedienstrategie vorgegeben wird. Die Fehlersicherung erfolgt durch ein dienstklassenspezifisches ARQ-Protokoll<sup>5</sup>, das im Zusammenspiel mit der Bedienstrategie die automatische Wiederholung fehlerhaft übertragener Blöcke steuert.

## Gliederung der Arbeit

Zu Beginn der Arbeit wird ein Überblick über die zum Verständnis der Arbeit notwendigen Grundlagen vermittelt. Dies sind in **Kapitel 2** eine Einführung in das ATM-Übertragungsverfahren, in **Kapitel 3** die Behandlung einiger grundlegender Aspekte, die kabelgebundene von funkbasierter Kommunikation unterscheiden, sowie in **Kapitel 4** eine Darstellung des Standes der Technik von Kanalzugriffs- und Sicherungsprotokollen.

Die Darstellung des Standes der Technik im Bereich paketerorientierter Mobilfunksysteme erfolgt in **Kapitel 5** anhand einer Kurzübersicht über das Bündelfunknetz TETRA-PDO.

In **Kapitel 6** wird die Architektur einer ATM-Funkschnittstelle erläutert. Geeignete Bedienstrategien werden in **Kapitel 7** untersucht. In **Kapitel 8** wird ein Protokollstapel für die ATM-Funkschnittstelle vorgeschlagen, der die Realisierung des verteilten ATM-Multiplexers ermöglicht. Die Systemanalyse der ATM-Funkschnittstelle erfolgt mit dem in **Kapitel 9** vorgestellten integrierten stochastischen Simulationsmodell. In den folgenden Kapiteln werden einzelne Komponenten des Protokollstapels detailliert untersucht und bewertet. In **Kapitel 10** werden Zufallszugriffsprotokolle zur schnellen und effizienten Signalisierung von Kapazitätsanforderungen von Terminals zur Basisstation mittels mathematischer und simulativer Analyse untersucht. **Kapitel 11** bewertet eine Quittierungsstrategie, die im Zusammenspiel mit der Bedienstrategie die Belegung von Kanalkapazität durch Quittierung steuert. In **Kapitel 12** erfolgt eine detaillierte Leistungsbeurteilung des vollständigen Protokollstapels unter Verwendung realistischer Simulationsszenarien.

Die Arbeit schließt mit einer Zusammenfassung und einem Ausblick in **Kapitel 13**.

---

<sup>5</sup>Automatic Repeat Request

# Asynchroner Übertragungsmodus (Asynchronous Transfer Mode, ATM)

Breitbandige Nachrichtenquellen haben oft einen zeitlich veränderlichen Bandbreitebedarf, vgl. Tab. 2.1. Der Asynchrone Übertragungsmodus (Asynchronous Transfer Mode, ATM), der gemäß der I-300-Serie der ITU-Empfehlungen<sup>1</sup> in zukünftigen breitbandig übertragenden Telekommunikationsnetzen verwendet wird, ermöglicht die optimale Übermittlung büschelartiger Verkehre: Die Kapazität des Übertragungsmediums wird dynamisch unter vielen Kommunikationsbeziehungen aufgeteilt. Dazu wird ein verbindungsorientiertes Paketvermittlungsverfahren verwendet. Die übertragenen Daten werden in Blöcke fester Länge, sog. ATM-Zellen, aufgeteilt, die aus einem Zellkopf mit 5 byte für die Vermittlungssteuerung und einem Zellrumpf mit 48 byte Benutzerdaten zusammengesetzt sind. ATM-Zellen von verschiedenen Quellen werden zeitlich verschachtelt über einen physikalischen Kanal übertragen. Wenn keine ATM-Zellen zur Übertragung anstehen, werden Leerzellen in den Zellenstrom auf der Multiplexleitung eingefügt (vgl. Abb. 2.1). Dieses als statistisches Multiplexen bezeichnete Verfahren ist besonders gut für die gemeinsame Übertragung von Zellenströmen unterschiedlicher Dienste (Sprache, Daten-, Video- und Grafik) über ein Netz hoher Übertragungsrate (z.B. 155 Mbit/s, 622 Mbit/s, 2.4 Gbit/s) geeignet. Dabei ziehen ATM-Netze einen Vorteil aus der Mischung von Zellenströmen mit zeitlichen Schwankungen der Zellenrate zur gemeinsamen Übertragung, indem Lücken eines Stromes durch Zellenhäufungen eines anderen aufgefüllt werden. Hierdurch kann das Übertragungsmedium deutlich besser mit tatsächlichem Verkehr ausgelastet werden, als bei Zuweisung fester Übertragungskapazität zu Verbindungen, wie beim Schmalband-ISDN üblich.

Die ATM-Zellen verschiedener Verkehrsquellen werden in Zugangsknoten und Vermittlungsstellen vor der Weiterleitung evtl. gepuffert, bis Kapazität

---

<sup>1</sup>International Telecommunications Union

Dienst	Bitrate	Burstiness*	Verzögerung**
Sprache, Telefonie	64 kbit/s	1	25 ms***
Videokonferenz (niedr. Qualität)	128 kbit/s	1	50-250 ms
Videokonferenz (hohe Qualität)	1-10 Mbit/s	5	50-250 ms
Datenübertragung	0.1-30 Mbit/s	2-200	-

\*Verhältnis von maximaler zu mittlerer Bitrate  
 \*\* maximal tolerierbare Ende-zu-Ende Verzögerung  
 \*\*\* ohne Echokompensation

Tabelle 2.1: Charakteristische Kenngrößen typischer ATM-Dienste [50, 81]

auf dem Medium frei ist, um Zellverluste durch zeitlich begrenzte Überlast zu vermeiden. Dementsprechend erfahren Zellen beim Durchlaufen jedes Knotens eine zufällige Verzögerung, die von der Füllung des Puffers bei ihrer Ankunft abhängt. Da die Puffer eine endliche Länge haben, gehen Zellen zu Verlust, die bei ihrer Ankunft einen vollen Puffer vorfinden. Das Netz begrenzt durch eine Verbindungsannahmesteuerung und die Überwachung der vereinbarten Verbindungsparameter sowie Glättung des Verkehrs am Netzrand auf den verschiedenen Übertragungstrecken seine Auslastung, um Dienstgüteforderungen garantieren zu können. Diese werden verbindungs-spezifisch durch den mittleren und maximalen Zellendurchsatz, die mittlere bzw. maximale Zellverzögerung und die Zellverlustwahrscheinlichkeit beschrieben, vgl. Kap. 2.4.

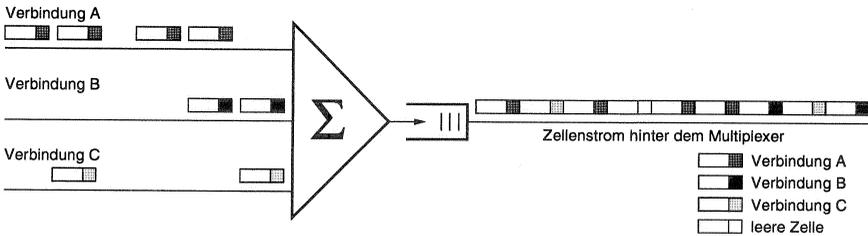


Abbildung 2.1: Zeitvielfach beim ATM-Verfahren

Die Übertragung in ATM-Netzen erfolgt mit Hilfe von virtuellen Verbindungen (Virtual Channel Connection, VCC). Beim Verbindungsaufbau legt das ATM-Netz eine Route zwischen den kommunizierenden Terminals über

die durchlaufenen Vermittlungsstellen fest. Die Route ergibt sich aus internen Routingtabellen der Vermittlungsstellen. Über den hierdurch gebildeten virtuellen Kanal werden alle Zellen der zugeordneten virtuellen Verbindung übertragen, wobei deren Reihenfolge erhalten bleibt. Die Vermittlung der Zellen in den Vermittlungsstellen erfolgt anhand der im Zellkopf enthaltenen Routingparameter, die als Zeiger auf entsprechende Einträge in den Routingtabellen der Knoten verwendet werden.

## 2.1 Struktur der ATM-Zelle und Bedeutung der Steuerinformation

Der Inhalt des Zellkopfes ist davon abhängig, ob die Zellen innerhalb des Netzes (zwischen ATM-Vermittlungsstellen) oder zwischen Netz und Benutzerendgerät übertragen werden (vgl. Abb. 2.2). Dabei unterscheidet man zwischen zwei Schnittstellen:

- Benutzer-Netz-Schnittstelle (User Network Interface, UNI)
- netzinterne Schnittstelle (Network Node Interface, NNI)

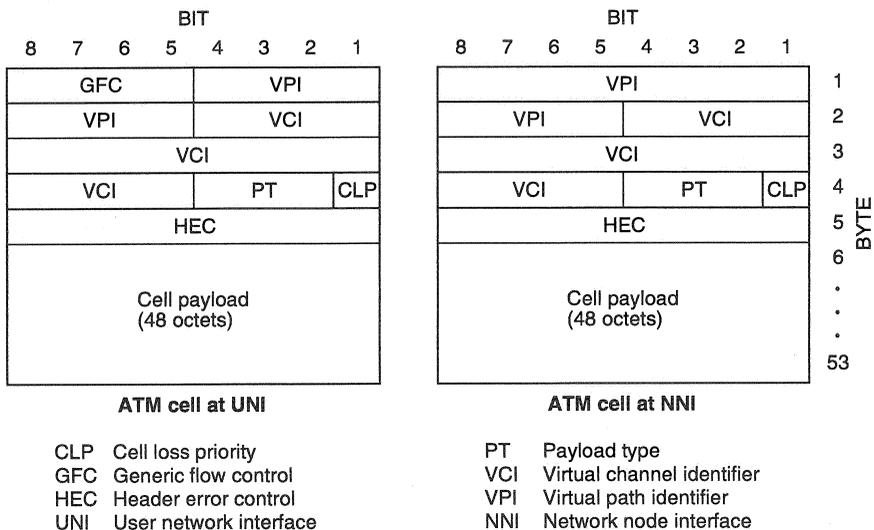


Abbildung 2.2: Struktur der ATM-Zellen an den Schnittstellen UNI und NNI

Folgende Parameter sind im Zellkopf enthalten:

**GFC** *Generic Flow Control*, 4 bit (nur am UNI)

Dieses Feld wird zur Zugriffssteuerung von Endgeräten am UNI eingesetzt.

**VCI** *Virtual Channel Identifier*, 2 byte

Der Bezug auf den virtuellen Kanal dient der Unterscheidung verschiedener, gleichzeitiger Verbindungen und der Zuordnung der Zellen zu Verbindungen. Die VCI wird jeweils nur für einen Vermittlungsabschnitt vergeben.

**VPI** *Virtual Path Identifier*, 8 oder 12 bit

Bezeichner für virtuelle Pfade kennzeichnen ein Kanalbündel. Damit können mehrere Routen gleicher Richtung unterschieden werden, die jeweils mehrere virtuelle Kanäle beinhalten. Kanäle des gleichen Bündels können dadurch in den Vermittlungen schnell erkannt und entsprechend weitergeleitet werden.

**PT** *Payload Type*, 3 bit

Dieses Feld kennzeichnet die Art des Informationsfeldes zur Unterscheidung von Nutz- und Signalisierinformation. Letztere wird für Betriebs-, Verwaltungs- und Wartungszwecke (Operation, Administration, and Maintenance, OAM) verwendet oder zur Verwaltung von Netzbetriebsmitteln (Resource Management, RM). Hierbei muß eine Vermittlungsstelle neben dem Zellkopf auch das Nutzdatenfeld im Rumpf der Zelle auswerten.

**CLP** *Cell Loss Priority*, 1 bit

Mit diesem Bit können Zellen niedriger Priorität gekennzeichnet werden, die im Falle einer Überlastsituation im Netz bevorzugt verworfen werden.

**HEC** *Header Error Control*, 1 byte

Da der Zellkopf für den Transport der Zellen lebenswichtige Informationen enthält, wird er durch eine Prüfsumme zur Fehlererkennung und Korrektur gesichert.

## 2.2 ATM-Vermittlung

Um die Routinginformation im Zellkopf möglichst gering zu halten, wird lediglich beim Verbindungsaufbau die komplette Ursprungs- und Zieladresse im Nutzdatenfeld versendet. Danach werden für die Abschnitte der Verbin-

derung Bezeichner von logischen Kanälen verwendet (VCI, VPI). In den Vermittlungsstellen werden jeder Verbindung eine Eingangs- und Ausgangsleitung zugeordnet und die beiden entsprechenden VCI/VPI Paare der beiden Abschnitte in einer Routingtabelle abgelegt. Der vermittelnde Netzknote entnimmt den eintreffenden Zellen die logische Kanalnummer (VCI, VPI). Mittels der in der Routingtabelle enthaltenen Information wird anschließend die Kennung des folgenden Verbindungsabschnitts eingetragen und die Zelle zum entsprechenden Ausgang des Netzknote geleitet (vgl. Abb. 2.3).

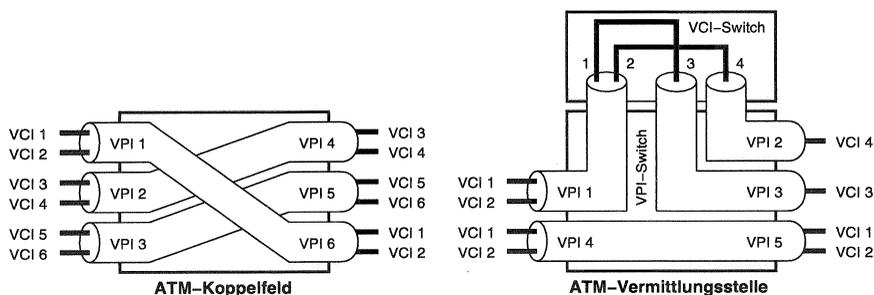


Abbildung 2.3: Durchschalten von Kanalbündeln (virtuellen Pfaden) und Verbindungen in ATM-Koppelfeldern und ATM-Vermittlungsstellen

Die Aufteilung der Kanalnummer in VPI und VCI bedingt zwei Arten von Netzknotten. Ein ATM-Koppelfeld (ATM Cross Connect) schaltet entsprechend dem VPI-Feld der Zellen die Kanalbündel in die entsprechenden Richtungen. Dabei bleibt das VCI-Feld unverändert. Eine ATM-Vermittlungsstelle vermittelt virtuelle Verbindungen, wobei VPI und VCI entsprechend der Verbindungsdurchschaltung ausgewertet und verändert werden, vgl. Abb. 2.3.

## 2.3 Das ATM-Referenzmodell

Basierend auf dem ISO/OSI-Referenzmodell ist für ATM ein Referenzmodell definiert worden, das aus vier Schichten besteht (vgl. Abb. 2.4). Dies sind die physikalische Schicht (Physical Layer), die ATM-Schicht (ATM Layer), die ATM-Anpassungsschicht (ATM Adaptation Layer, AAL) und

eine Schicht, die die Funktionen höherer Schichten repräsentiert. Es sind drei unterschiedliche Protokollstapel (Planes) eingeführt worden: der Benutzerstapel (User Plane), der Steuerungsstapel (Control Plane) und der Verwaltungsstapel (Management Plane). Der Verwaltungsstapel umfaßt zwei Funktionen: die das gesamte System umfassende Stapelverwaltung (Plane Management) sowie die Verwaltung der einzelnen Schichten (Layer Management).

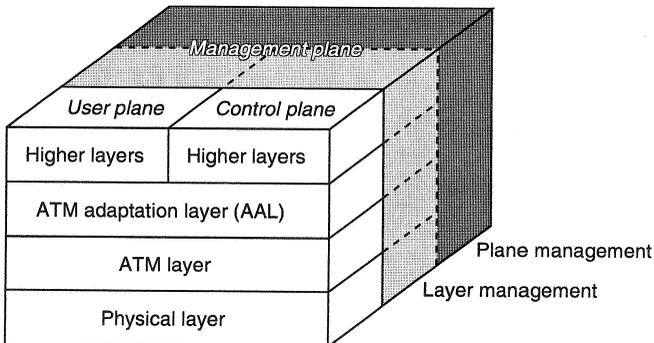


Abbildung 2.4: ATM-Referenzmodell

**Physikalische Schicht:** Die physikalische Schicht beinhaltet die üblichen ISO/OSI-Schicht-1-Funktionen wie Bitrate, Bitsynchronisation, Leitungscode, Überwachungsfunktionen und ist vom Übertragungsmedium abhängig.

**ATM-Schicht:** Die ATM-Schicht entspricht der ISO/OSI-Schicht 3. Sie gewährleistet den ATM-spezifischen Zelltransport mit den folgenden Funktionen:

- Steuerung der VPI- und VCI-orientierten Funktionen zur Unterscheidung verschiedener Verbindungen in der ATM-Vermittlungsstelle
- Multiplexen und Demultiplexen der Zellen verschiedener Verbindungen
- Erzeugen und Extrahieren der Information im Zellkopf
- Prioritätensteuerung, um Zellverluste und Wartezeiten zu minimieren

- Vermeiden von Pufferüberläufen (Congestion Control)
- Verbindungsspezifische Überwachung der Zellrate gemäß dem Dienstgütevertrag mit dem Teilnehmer (Usage Parameter Control, UPC)
- Generische Flußsteuerung (Generic Flow Control, GFC) am UNI

**ATM-Anpassungsschicht:** Die Anpassungsschicht (AAL) betrifft dienstspezifische Anforderungen und entspricht der ISO/OSI-Schicht 4. Sie stellt Dienste zur Verfügung, die sie mit Hilfe der ATM-Schicht erbringt, indem sie die notwendige Segmentierung von Datenströmen durchführt (Segmentation and Reassembly Sublayer, SAR) und bei synchronen Diensten durch das ATM-Netz entstandene Verzögerungsschwankungen ausgleicht bzw. bei Datendiensten die Erkennung von Zellverlusten ermöglicht (Convergence Sublayer, CS).

Die folgenden AAL-Typen wurden definiert:

**AAL 1:** ermöglicht synchrone Übertragung mit konstanten Datenraten, indem im Empfänger Laufzeitschwankungen ausgeglichen werden

**AAL 2:** ermöglicht synchrone Übertragung mit variablen Datenraten, indem im Empfänger Laufzeitschwankungen ausgeglichen werden

**AAL 3/4:** unterstützt Datendienste und andere nicht echtzeitorientierte Dienste; ermöglicht Erkennung von Zell- und Paketverlusten; Typ 3 ist verbindungsorientiert, Typ 4 ermöglicht verbindungslose Übertragung

**AAL 5:** direkter Zugriff auf die ATM-Schicht

**S-AAL:** reduzierter Typ 3 für Signalisierverkehr

## 2.4 Dienstgüte im ATM-Festnetz

Die Dienstgüte in ATM-Netzen beschreibt die Verbindungsqualität, die der Teilnehmer beim Verbindungsaufbau mit dem Netzbetreiber in einem sogenannten Dienstgütevertrag vereinbart, und die anschließend vom Netz garantiert werden muß.

Innerhalb der ATM-Schicht unterscheidet man Dienstklassen (auch als Dienstkategorie bezeichnet), die verschiedene Anforderungen an die Dienstgüte haben:

**Constant Bit Rate, CBR:** CBR-Quellen senden mit konstanter Bitra-

te und stellen durch die Definition einer maximalen Zellverzögerung Echtzeitanforderungen an die Zellübertragung.

**Variable Bit Rate, VBR:** Man unterscheidet echtzeit-orientierte (real-time, RT) Dienste mit einer definierten maximalen Zellverzögerung, sowie weniger zeitkritische (non real-time, nRT) Dienste.

**Available Bit Rate, ABR:** Die nach CBR und VBR noch verfügbare Bandbreite wird fair zwischen den ABR-Verbindungen aufgeteilt. Es wird verlustfreie Übertragung garantiert, indem Flußsteuerung in Kombination mit großen Puffern verwendet wird.

**Unspecified Bit Rate, UBR:** Es wird keine Dienstgüte garantiert (*best effort*).

In [60] und [155] werden ATM-Dienstgüteparameter für die Informationsübertragungsphase definiert:

**Zellfehlerwahrscheinlichkeit (Cell Error Ratio, CER)**

Quotient aus fehlerhaft übertragenen Zellen und insgesamt übertragenen Zellen

**Zellverlustwahrscheinlichkeit (Cell Loss Ratio, CLR)**

Quotient aus verlorenen Zellen und insgesamt übertragenen Zellen

**Zellfehleitungswahrscheinlichkeit (Cell Misinsertion Ratio, CMR)**

Anteil der Zellen, die an den falschen Empfänger übergeben wurden.

**mittlere Zellverzögerung (mean Cell Transfer Delay, CTD)**

Arithmetisches Mittel der Ende-zu-Ende-Zellübertragungsdauern

**maximale Zellverzögerung (max. Cell Transfer Delay, maxCTD)**

Zellen, deren Übertragungsverzögerung maxCTD überschreitet, werden als verloren gewertet.

**Varianz der Zellverzögerung (Cell Delay Variation, CDV)**

Schwankung der Ende-zu-Ende-Zellübertragungsdauern

In Tabelle 2.2 ist die Zugehörigkeit der wichtigsten Dienstgüteparameter CLR, CTD, maxCTD und CDV zu den Dienstklassen zusammengestellt.

Die Überwachung und Steuerung der Dienstgüte erfordert Maßnahmen in Endgeräten, Zugangsknoten und Vermittlungsknoten, welche unter dem Oberbegriff *Traffic Management* zusammengefaßt werden [155].

Die Verbindungsannahmesteuerung (Connection Admission Control, CAC) überprüft vor der Annahme eines Verbindungswunsches, ob die Zulassung einer weiteren Verbindung ohne Beeinträchtigung der übrigen Verbindungen möglich ist [62]. Die CAC kann nur korrekt arbeiten, wenn der Verkehr einer

Parameter	ATM Dienstklasse				
	CBR	VBR(RT)	VBR(NRT)	ABR	UBR
CLR	definiert				undefiniert
CTD	definiert			undefiniert	
maxCTD	definiert			undefiniert	
CDV	definiert		undefiniert		

Tabelle 2.2: ATM-Dienstklassen und ihre Dienstgüteparameter

Verbindung die im Dienstgütevertrag vereinbarten Parameter nicht überschreitet. Daher erfolgt am Netzrand eine Überwachung der Verbindungsparameter, um im Falle einer Überschreitung umgehend Gegenmaßnahmen zu ergreifen, z.B. durch Verwerfen aller Zellen, die zur Parameterüberschreitung beitragen (Nutzungsparameterüberwachung: Usage Parameter Control (UPC), Policing Function).

In ATM-Multiplexern und ATM-Vermittlungsstelle treten ATM-Zellen verschiedener Verbindungen untereinander in Konkurrenz um die Kapazität der Ausgangsmultiplexleitungen. Die Abarbeitung der in den Puffern wartenden Zellen erfolgt durch eine Steuereinheit, Scheduler genannt, gestützt auf eine geeignete Bedienstrategie. Aufgabe des Schedulers ist es, die Übertragungskapazität der Multiplexleitung entsprechend den Anforderungen der verschiedenen Verbindungen zuzuteilen.

Geeignete Bedienstrategien verfolgen zwei Ziele: das Vermeiden von Pufferüberläufen sowie die Steuerung der Wartezeiten in den Puffern entsprechend den individuellen Anforderungen der virtuellen Verbindungen. Die Vermeidung von Pufferüberläufen wird mit zunehmender Übertragungsrate schwieriger, während Wartezeiten insbesondere bei niedrigen Übertragungsraten groß werden können. Bei den in ATM-Vermittlungsstellen üblichen Übertragungsraten von mehreren 100 Mbit/s beschränkt sich daher die Einflußnahme der Schedulers zumeist auf die Steuerung der Überlastabwehr zur Vermeidung von Pufferüberläufen. Eine ausführliche Untersuchung zu möglichen Algorithmen findet man in [2].

# Unterschiede zwischen drahtgebundener und funkbasierter Telekommunikation

Die Erweiterung von ATM-Netzen zu schnurlosen ATM-Terminals macht Modifikationen am ATM-Protokollstapel notwendig, um die speziellen Eigenschaften des Funkkanals vor dem Anwender zu verbergen. Als Basis für die weiteren Untersuchungen werden in diesem Kapitel einige grundlegende Aspekte behandelt, die kabelgebundene von funkbasierter Kommunikation unterscheiden.

### 3.1 Begrenztes Funkspektrum

Das zugewiesene Funkspektrum und damit die verfügbare Kapazität von jeglichen funkbasierten Kommunikationssystemen ist grundsätzlich aufgrund von Regulierungen vorgegeben und begrenzt. Daher kann im Gegensatz zu kabelgebundenen Systemen, in denen steigender Kapazitätsbedarf einfach durch zusätzliche Kabel bedient werden kann, die Kapazität von Funksystemen nur im Rahmen des verfügbaren Frequenzspektrums erhöht werden. Dieses Dilemma wird bei zellularen Mobilfunksystemen dadurch behoben, daß der Abdeckungsbereich eines Systems in Funkzellen unterteilt wird, die jeweils durch eine Basisstation ausgeleuchtet werden. Dabei wird das verfügbare Spektrum so häufig wie möglich in Funkzellen wiederverwendet. Jede Basisstation darf nur einen Teil der insgesamt verfügbaren Frequenzkanäle nutzen, die zur Vermeidung von Interferenzen zwischen benachbarten Zellen erst in einem genügend großen Abstand wiederverwendet werden können. Die Funkzellen werden zu sogenannten Clustern gruppiert, in denen jeder Frequenzkanal nur einmal eingesetzt werden darf [161]. Bei zunehmendem Verkehrsaufkommen sowie steigendem Bandbreitebedarf je Kommunikationskanal müssen die Anzahl der Zellen pro Cluster oder die Zellen selbst verkleinert werden, wobei das verfügbare Frequenzspektrum in kleineren geographischen Bereichen

voll ausgeschöpft wird. Allerdings werden die Frequenzkanäle dann auch in geringeren Entfernungen wieder eingesetzt, wodurch die Interferenzen zwischen Gleichkanalzellen zunehmen.

### 3.2 Zeitlich variante Übertragungsqualität der Funkübertragungsstrecke zwischen mobilen Terminals und Basisstationen

Im Gegensatz zu kabelgebundenen Netzen, in denen die Übertragungstrecke zwischen einem Endgerät und einer Vermittlungsstelle bzw. einem Konzentrador zeit-invariant und von hoher Übertragungsqualität ist, unterliegt die Wellenausbreitung der Funkübertragungsstrecke einer Reihe von zeit-varianten Einflüssen, die aus der Teilnehmermobilität sowie unvermeidlichen Veränderung der beweglichen Umgebung herrühren (z.B. Öffnen von Türen, Wind und Bewuchs, Fahrzeuge). Diese Einflüsse auf die Wellenausbreitung, die durch Mehrwegeausbreitung, Abschattung, entfernungsabhängige Pfadverluste der Signalleistung und Interferenz aus Gleichkanalzellen charakterisiert sind, äußern sich in einer zeit-varianten Bitfehlerhäufigkeit (bit error ratio, BER) der Funkübertragungsstrecke.

Mehrwegeausbreitung wird durch Reflexionen an umgebenden Objekten hervorgerufen. Durch Überlagerung von Signalen mit unterschiedlichen Signallaufzeiten kommt es zu frequenzselektiven Pegeleinbrüchen oder Anhebungen, die als *Multipath-Fading* bezeichnet werden. Bei schmalbandigen Signalen kann dies zu Einbrüchen in der Empfangsleistung führen, die in der Größenordnung von bis zu 30 dB liegen [161]. Dieses Verhalten tritt in räumlichen Abständen auf, die größenordnungsmäßig im Bereich der halben Wellenlänge des Trägersignals liegen. Die Länge, Häufigkeit und Tiefe der Einbrüche hängt desweiteren von der Anzahl, Leistung und Phase der einfallenden Signalpfade sowie von der Mobilität von Sender, Empfänger und Reflektoren ab. Diese durch Mehrwegeausbreitung hervorgerufenen Pegelschwankungen werden mit *Rayleigh-Fading* oder *Short-Term-Fading* bezeichnet. Bei breitbandigen Signalen kann die Bandbreite der frequenzselektiven Pegeleinbrüche unter der Kanalbandbreite liegen. Es kommt hierdurch zu *frequenzselektivem Fading*. Ist der Laufzeitunterschied zwischen zwei Signalpfaden, die aufgrund ihrer Empfangspegel nicht vernachlässigbar sind, größer als die Symboldauer der Übertragung, dann kommt es zu Intersymbol-Interferenzen. Dem müssen entsprechende Maßnahmen in

Breitbandmodems entgegengesetzt werden. Die Intersymbol-Interferenzen können im Empfänger beispielsweise durch einen Equalizers entzerrt werden, der mit der gemessenen Kanalstoßantwort parametrisiert wird. Ein anderes Verfahren beruht auf der Vermeidung von Intersymbol-Interferenzen durch Anwendung von Mehrträgermodulationsverfahren (Orthogonal Frequency Division Modulation, OFDM), wobei die Symboldauer auf einem Unterträger um die Anzahl der Unterträger länger ist, als bei einem Einträgermodulationsverfahren gleicher Bandbreite [34].

Auch Abschattungen und Pfadverlust rufen aufgrund von Mobilität eine Zeitvarianz des Empfangspegels hervor. Dies verursacht bei einem bewegten Empfänger jedoch langsamere Schwankung des Empfangspegels, als das Multipath-Fading. Zusätzlich ist der Grad der Gleichkanalinterferenzen zeit-variant, da er von der zeitlich veränderlichen Anzahl von Terminals in Gleichkanalzellen abhängt sowie von der Entfernung dieser Terminals vom Rand der Funkzelle, in der sie Interferenzen hervorrufen.

Detaillierte Untersuchungen zu den Eigenschaften von Breitbandkanälen verschiedener Bandbreiten und Trägerfrequenzen findet man in [92, 145].

### 3.3 Der unbekannt, zeitlich veränderliche Netzzugangspunkt

Im Unterschied zur kabelgebundenen Kommunikation, wo Endgeräte über eine feste Netzschnittstelle mit einem Zugangsknoten des Netzes verbunden sind, impliziert schnurloser, funkbasierter Zugang, daß der momentane Aufenthaltsort eines Benutzers bzw. dessen Terminals, und damit verbunden dessen Netzzugangspunkt, zum Zeitpunkt des Verbindungsaufbaus unbekannt ist und sich während des Bestehens einer Verbindung ändern kann. Daher sind zum einen spezielle Maßnahmen notwendig, um einem Terminal vor dem eigentlichen Verbindungsaufbau die Signalisierung des Verbindungswunsches zu ermöglichen. Desweiteren müssen bei vom Festnetz kommenden Rufen Mechanismen zur Lokalisierung des gerufenen mobilen Terminals vorhanden sein. Schließlich muß während des Bestehens einer Verbindung die Position des Terminals ständig nachverfolgt und beim Wechsel der versorgenden Funkzelle die Verbindung zur neuen Basisstation weitergereicht werden. Das Weiterreichen und Umrouten von bestehenden Verbindungen wird als *Handover* bezeichnet. Handover wird mit abnehmender Zellengröße und damit zunehmender Handover-Häufigkeit zu einem wichti-

gen Systemaspekt, um eine adäquate Dienstgüte garantieren zu können.

## Kommunikationsprotokolle

Im folgenden werden die Grundlagen für die Entwicklung des Protokollstapels einer ATM-Funkschnittstelle vorgestellt.

### 4.1 Das ISO/OSI-Referenzmodell

Das Konzept der Standardisierung offener Systeme hat zum Ziel, daß die eingesetzten Systeme herstellerunabhängig ohne zusätzliche Hilfsmittel unmittelbar miteinander kommunizieren können. Das von der ISO definierte OSI Referenzmodell (Open Systems Interconnection) definiert die Kommunikationsarchitektur von Teilnehmern und Bestandteilen von offenen Systemen [160, 70]. Das Referenzmodell sieht dabei drei Abstraktionsebenen vor:

**OSI-Architekturmodell:** Beschreibung der Architektur von offenen Systemen durch sieben Schichten, die jeweils abgegrenzte Funktionalitäten beinhalten (siehe Abb. 4.1).

**OSI-Dienste:** Beschreibung der Möglichkeiten und Leistungsmerkmale einer Schicht, die einem Benutzer über einen Dienstzugangspunkt angeboten werden. Über die Realisierung der Dienste wird dabei keine Aussage gemacht.

**OSI-Protokolle:** Konkrete Beschreibung der Regeln für die schichtbezogene Kommunikation durch Austausch wohldefinierter Kommandos und dienstbezogener Nutzerinformation zwischen sogenannten Instanzen in gleichen Schichten verschiedener Systeme.

Jede Schicht, mit Ausnahme der obersten, bietet der nächsthöheren Schicht Dienste (*Services*) an. Um die Dienste erbringen zu können, erfolgt eine Informationsübermittlung zwischen der Instanz der jeweiligen Schicht eines Systems und der entsprechenden Partnerinstanz des anderen Systems über sogenannte *Protokolle*. Für diese Übermittlung stehen einer Schicht die Dienste der nächstniedrigeren Schicht zur Verfügung. Innerhalb eines

Kommunikationsprozesses kommuniziert also jede Instanz logisch mit ihrer Partnerinstanz, physisch nur mit der Instanz der nächsthöheren und der nächstniedrigeren Schicht. Eine übergeordnete Schicht bezeichnet man als Dienstbenutzer und die unterliegende Schicht als Diensterbringer.

Das ISO-OSI Referenzmodell findet heute Anwendung in praktisch allen Spezifikationen für bestehende und zukünftige Kommunikationssysteme und erleichtert die Verständigung zwischen Entwickler, Betreiber und Anwender. Wird in einer der Schichten eine Anpassung an ein unterschiedliches System vorgenommen, so betrifft die Änderung nur den schichtspezifischen Teil, während die übrigen Schichten unberührt bleiben. Die Schichtenbildung macht außerdem die Implementierung von Protokollen übersichtlicher und ermöglicht ihre Standardisierung.

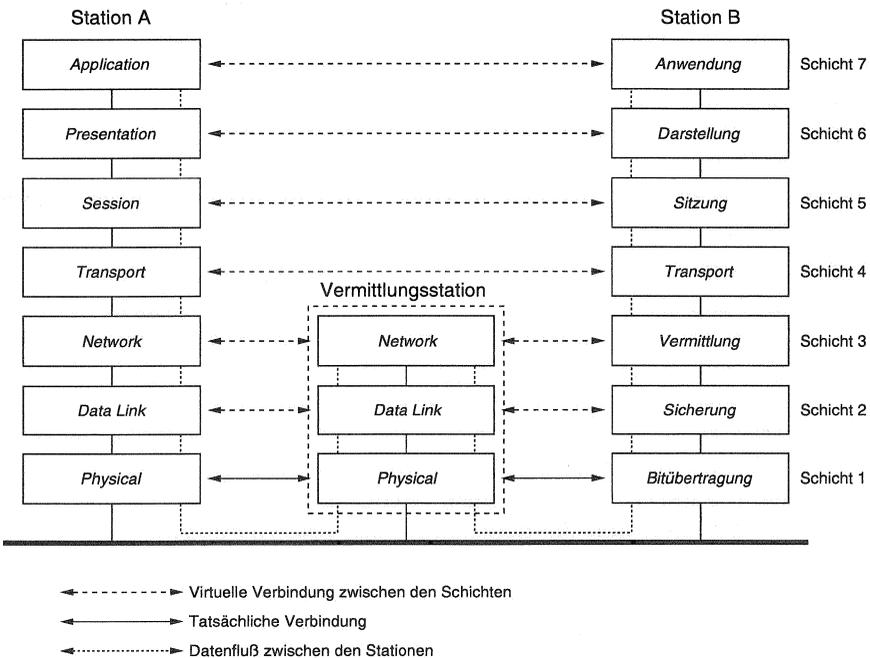


Abbildung 4.1: Das ISO/OSI-Referenzmodell

Eine ausführliche Darstellung der Funktionen aller Schichten findet man z.B. in [160].

## 4.2 Kanalzugriffsverfahren auf gemeinsam genutzten Medien

Wenn mehrere Stationen sich ein gemeinsames Übertragungsmedium teilen und spontan darauf zugreifen dürfen, liegt ein Vielfachzugriffskanal vor und der Zugriff der Stationen auf den Kanal muß durch ein Kanalzugriffsprotokoll (Medium Access Control, MAC) gesteuert werden. Das MAC-Protokoll befindet sich in der unteren Teilschicht der Sicherungsschicht (ISO/OSI Schicht 2a).

Die Problematik des Vielfachzugriffs läßt sich durch ein Wartesystem beschreiben. Jede Station besitzt einen Sendepuffer mit zu übertragenden Datenblöcken, Pakete genannt. Die Sendepuffer lassen sich als Warteschlangen modellieren und der Vielfachzugriffskanal bildet einen gemeinsamen Bediener. Charakteristisch ist, daß der Bediener die Warteschlangenbelegung der Stationen nicht kennt. Die grundlegende Problematik des Vielfachzugriffs liegt somit darin, daß das Wissen über die Warteschlangenzustände im System verteilt ist.

Die Strategien zur Lösung dieses allgemein gefaßten Problems lassen sich in zwei Kategorien einteilen:

**Zufallszugriff:** Stationen dürfen bei Ankunft eines Paketes spontan auf den Kanal zugreifen, in der Hoffnung, daß die Übertragung nicht mit der anderer Stationen interferiert. Die interessante Frage besteht darin, wann und wie die Wiederholung von Paketen im Falle einer Kollision (Interferenz von überlappend gesendeten Paketen) erfolgt.

**geordneter Zugriff:** Es existiert eine Reihenfolge, in der die Stationen den Kanal für eine bestimmte Dauer explizit zugeweiht (reserviert) bekommen. Die dabei interessierenden Fragen sind:

- Wer bestimmt die Reihenfolge von Reservierungen?
- Wie lang ist ein Reservierungsintervall?
- Wie werden Stationen über eine Reservierung informiert?

Es existieren die folgenden zwei Extremfälle des geordneten Zugriffs:

**Synchrones Zeitmultiplexverfahren** (*Synchronous Time Division Multiplex, STDM*): Reservierungen erfolgen zyklisch, gemäß einer Rahmenstruktur, für eine feste Zeitdauer (Zeitschlitz). Die

Festlegung der Zuordnung von Zeitschlitzten zu Stationen ist statisch.

**Aufrufverfahren (Polling):** Eine zentrale Station weist den Übertragungskanal gezielt einer Station für eine bestimmte Dauer zu. Eine Station wartet mit der Übertragung ihres Paketes, bis ihr mit einer Pollnachricht der Übertragungszeitpunkt mitgeteilt wird.

#### 4.2.1 Zufallszugriffsprotokolle

Wenn Stationen spontan auf den Übertragungskanal zugreifen dürfen, nennt man dies Zufallszugriff (Random Access). Kommt es beim Empfang eines Paketes zu einer Überschneidung mit der Übertragung anderer Pakete, spricht man von einer Kollision. In diesem Fall ist eine wiederholte Übertragung der kollidierten Pakete erforderlich.

Zufallszugriffsprotokolle sind in der Literatur sehr ausgiebig untersucht wurden, vgl. die Übersicht in [14]. Sie werden nach der Art und Weise unterschieden, wie das Ergebnis eines Zugriffs ermittelt (Antwort, feedback) und anschließend interpretiert wird:

**Antwort über einen Rückkanal:** Eine zentrale Station (Basisstation) wertet das Ergebnis des Zufallszugriffs aus und sendet auf einem Rückkanal Nachrichten, die von den betroffenen Stationen als Antwort (Feedback) zur Auflösung von ggf. aufgetretenen Kollisionen verwendet werden.

Bei einer binären Antwort wird zwischen *erfolgreichem Empfang* (Ereignis „Success“) und *keinem Empfang* (Ereignis „Free“) unterschieden. Kollisionen können nur von den an ihnen beteiligten Stationen erkannt werden.

Bei einer dreiwertigen Antwort kann die Basisstation zusätzlich eine Kollision anzeigen (Ereignis „Collision“).

**Trägerdetektion (Carrier Sensing):** Durch eine Trägererkennung sind Stationen in der Lage, den Sendevorgang anderer Stationen zu erkennen und das Versenden des eigenen Paketes solange zu verzögern, bis der Kanal als frei detektiert wird. Bei einem Funkkanal ist aufgrund der unterschiedlichen Abstände der sendenden Stationen (und der damit verbundenen Dämpfung des Signals) nicht gewährleistet, daß alle Stationen den Kanalzustand durch Abhören korrekt einschätzen

können, um den Empfang bei der Zielstation sicherzustellen. Man spricht hierbei von einem *Hidden Station Problem* [15].

**Kollisionserkennung (Collision Detection, CD):** Durch das Erkennen einer Kollision noch während des Übertragungsvorgangs kann dieser vorzeitig unterbrochen werden. Aufgrund der Verkürzung der Kollisionsperioden ist ein höherer Durchsatz zu erzielen. Bei einem Funkkanal ist Kollisionserkennung aufgrund der enormen Leistungsunterschiede des eigenen Sendesignals und fremder Signale nur durch erhebliche und in Mobilstationen nicht praktikable technische Vorrichtungen realisierbar.

**Kollisionsvermeidung (Collision Avoidance):** Vor der Übertragung des Paketes wird ein Code zur Ausscheidung eventuell gleichzeitig übertragungswilliger Stationen gesendet und berücksichtigt [15, 153]

Die Einführung der für schnurlose ATM-Systeme relevanten Zufallszugriffsprotokolle erfolgt anhand eines Modells mit mehreren sendenden Stationen und einer zentralen Empfangsstation (Basisstation) sowie den folgenden Annahmen:

**Getakteter (slotted) Kanal:** Der Zugriff auf den Kanal erfolgt (im Rahmen von Schutzzeiten in Zeitschlitz) nur zu bestimmten, allgemein bekannten Zeitpunkten mit Paketen festgelegter Länge. Dadurch wird der Fall ausgeschlossen, daß eine mit einer Übertragung beginnende Station eine bereits laufende Übertragung stört.

**Kollision oder perfekter Empfang:** Wenn mehr als ein Paket in einem Zeitschlitz gesendet wird, kommt es zu einer Kollision und der Empfänger erhält keine Information über den Inhalt oder die Quellen der Pakete. Wenn genau ein Paket gesendet wird, wird es korrekt empfangen.

**Unmittelbare Antwort:** Am Ende jedes Zeitschlitzes erfahren alle Stationen aufgrund einer unmittelbaren, dreiwertigen Antwort den Ausgang der Übertragung in diesem Zeitschlitz<sup>1</sup>. Die Antwort wird als fehlerfrei angenommen.

**Wiederholung kollidierter Pakete:** Ein Paket, das in eine Kollision verwickelt wird, muß in einem späteren Zeitschlitz wiederholt werden. Ein

---

<sup>1</sup>Diese Annahme einer unmittelbaren Antwort ist zumeist unrealistisch, jedoch können Zufallszugriffsprotokolle gewöhnlich derart abgewandelt werden, daß ihnen auch eine verzögerte Antwort ausreicht. Die Berücksichtigung einer verzögerten Antwort verkompliziert jedoch die Analyse ohne weitergehende zusätzliche Einsichten zu liefern.

derartiges Paket wird als *hängend* (backlogged) bezeichnet und bleibt hängend, bis es erfolgreich übertragen wird.

**Poisson-Ankünfte:** Es wird von einer genügend großen Anzahl von Stationen ausgegangen, so daß unabhängige Ankunftsprozesse angenommen werden können. Dadurch läßt sich die Anzahl von Neuankünften während eines Zeitschlitzes durch eine Poisson-verteilte Zufallsvariable mit dem Parameter  $\lambda$  beschreiben<sup>2</sup>. Eine Neuankunft bei einer Station mit einem hängenden Paket ist beliebig unwahrscheinlich.

Verschiedene Zufallszugriffsprotokolle, die auf dieses Modell anwendbar sind, unterscheiden sich im wesentlichen bzgl. des Algorithmus, mit dem Kollisionen aufgelöst werden.

#### 4.2.2 Slotted-Aloha Protokoll

Das einfachste Zufallszugriffsprotokoll für einen getakteten Kanal ist das Slotted-Aloha Protokoll [134]. Nach jeder Ankunft eines Paketes in einer Station wird dieses im nächsten Zeitschlitz übertragen. Jedes kollidierte (hängende) Paket wird in allen nachfolgenden Zeitschlitzes mit einer festen Wahrscheinlichkeit  $p > 0$ , unabhängig von dessen Vergangenheit und von anderen Paketen übertragen. Somit kann das Gesamtangebot bestehend aus Wiederholungsübertragung und Neuankünften als Poisson-verteilte Zufallsvariable mit dem Parameter  $G > \lambda$  angenähert werden. Die Wahrscheinlichkeit für eine erfolgreiche Übertragung resultiert zu  $Ge^{-G}$ . Im Gleichgewichtszustand muß die Ankunftsrate  $\lambda$  dem Durchsatz pro Zeitschlitz  $S = Ge^{-G}$  entsprechen, vgl. Abbildung 4.2.

Der maximale Durchsatz ergibt sich für  $G = 1$  zu  $e^{-1} \approx 0.368$ . Es gibt zwei mögliche Arbeitspunkte, bei denen der Durchsatz der Ankunftsrate entspricht. Der obige Analyseansatz erlaubt keine Einsicht in die Dynamik des Systems. Mit einer Änderung der Anzahl von hängenden Paketen ändert sich auch der Parameter  $G$  und es ergibt sich eine Rückkopplung, die zu einer weiteren Veränderung der Anzahl hängender Pakete führt.

Die folgende Analyse des Slotted-Aloha Protokolls verwendet eine zeitdiskrete Markovkette, mit der Anzahl  $k$  hängender Pakete zu Beginn jedes Zeitschlitzes als Zustandsvariable [14]. Die Anzahl von Neuankünften abzüglich der Anzahl erfolgreicher Übertragungen während eines Zeitschlitzes ist  $i$ .

---

<sup>2</sup>Üblicherweise werden Raten (z.B. Ankunftsrate  $\lambda$ , Durchsatz  $\rho$ ) auf die Zeitschlitzdauer  $\tau_{slot}$  normiert und sind damit dimensionslose Größen.

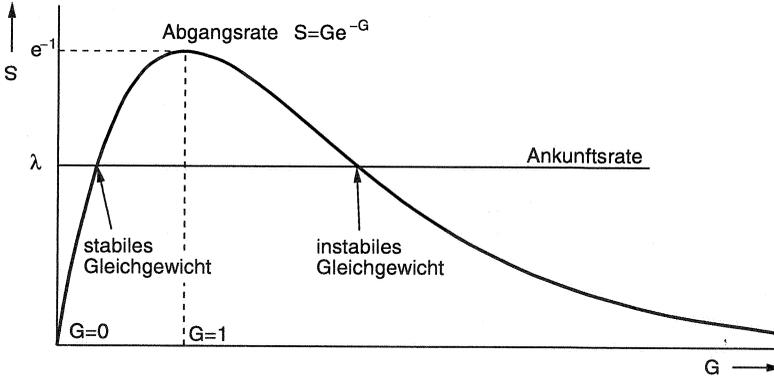


Abbildung 4.2: Durchsatz  $S$  als Funktion der Übertragungsrate  $G$  für Slotted-Aloha

Falls keine Neuankunft erfolgt und ein hängendes Paket übertragen wurde, ergibt sich  $i = -1$ . Ähnlich folgt  $i = 0$ , wenn entweder keine Ankunft und keine erfolgreiche Übertragung erfolgt oder wenn je eine Ankunft und erfolgreiche Übertragung erfolgen. Auf die gleiche Weise läßt sich der Fall  $i > 0$  herleiten. Die Zustandsübergangswahrscheinlichkeit  $P_{k,k+i}$  gibt an, mit welcher Wahrscheinlichkeit die Anzahl  $k$  hängender Pakete zu Beginn eines Zeitschlitzes bis zum Beginn des nächsten Zeitschlitzes um  $i$  zunimmt.

$$P_{k,k+i} = \begin{cases} kp(1-p)^{k-1}e^{-\lambda} & i = -1 \\ [1 - kp(1-p)^{k-1}]e^{-\lambda} + (1-p)^k\lambda e^{-\lambda} & i = 0 \\ [1 - (1-p)^k]\lambda e^{-\lambda} & i = 1 \\ \frac{\lambda^i e^{-\lambda}}{i!} & i \geq 2 \end{cases} \quad (4.1)$$

In Abbildung 4.3 ist die Markovkette dargestellt. Da die Zustandsvariable je Übergang nur um höchstens 1 abnehmen kann, lassen sich die stationären Zustandswahrscheinlichkeiten  $p_n$  iterativ in Abhängigkeit von  $p_0$  berechnen. Mit der Vollständigkeitsbedingung läßt sich schließlich auch  $p_0$  bestimmen. Damit ist der Erwartungswert der Anzahl hängender Pakete und mit Little's Satz schließlich die mittlere Wartezeit berechenbar.

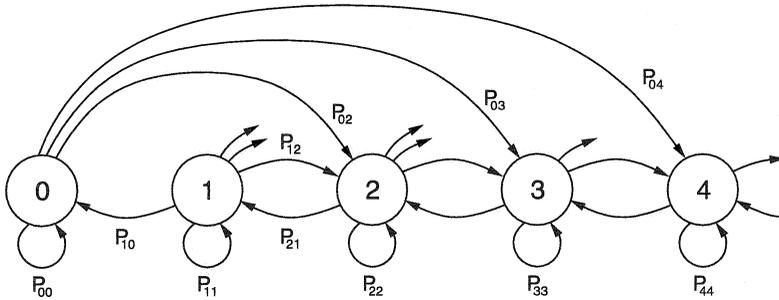


Abbildung 4.3: Markov-Modell zur Analyse des Slotted-Aloha Protokolls

Leider sind diese stationären Zustandswahrscheinlichkeiten etwas irreführend, was sich veranschaulichen läßt, wenn man die Übertragungswahrscheinlichkeit  $p$  eines hängenden Paketes hoch wählt, um lange Wartezeiten zu vermeiden. Solange die Ankunftsrate niedrig ist und nur wenige kollidierte Pakete hängen, sind die Wiederholungsübertragungen normalerweise erfolgreich. Wenn jedoch temporär sehr viele Pakete hängen, so daß  $pk \gg 1$  ist, dann kommt es in nahezu allen folgenden Zeitschlitzen zu erneuten Kollisionen und das System wird instabil.

Um dieses Phänomen quantitativ zu verstehen, wird die *Drift*  $D_k$  im Zustand  $k$  definiert als die erwartete Änderung der Anzahl hängender Pakete während eines Zeitschlitzes abhängig vom momentanen Zustand  $k$ . Damit ist  $D_k$  die zu erwartende Anzahl von Neuankünften (d.h.  $\lambda$ ) abzüglich der erwarteten Anzahl erfolgreicher Übertragungen während eines Zeitschlitzes:

$$D_k = \lambda - [(1 - p)^k \lambda e^{-\lambda} + kp(1 - p)^{k-1} e^{-\lambda}] \quad (4.2)$$

In Abbildung 4.4 ist diese Gleichung veranschaulicht. Die Drift entspricht der Differenz zwischen der Geraden  $\lambda$  und der Kurve  $x e^{-x}$ . Für  $\lambda > e^{-1}$  gilt immer  $D_k > 0$ . Für  $\lambda < e^{-1}$  gibt es ein Intervall von  $k$ , in dem  $D_k < 0$  gilt. Mit abnehmendem Wert von  $\lambda$  und abnehmendem  $p$  nimmt die Breite des Intervalls zu. Kleine  $p$  bewirken lange Verzögerungen zwischen Wiederholungsübertragungen von kollidierten Paketen und  $\lambda$  ist kein dynamisch frei wählbarer Parameter. Große  $p$  fördern hingegen die Instabilität des Systems. Wird jedoch  $p$  dynamisch in Abhängigkeit der Anzahl hängender Pakete  $k$  gesteuert, dann kann der Übergang in den instabilen Zustand

vermieden werden. Idealerweise sollte dabei  $D_k$  minimiert werden, was bei  $pk + \lambda(1 - p) = 1$  der Fall ist. Leider ist  $k$  unbekannt und kann nur aus der Nachricht des Rückkanals geschätzt werden. In [49] werden Algorithmen vorgestellt, bei denen  $p$  nach jedem Zeitschlitz aktualisiert wird, und gezeigt, daß das System für alle  $\lambda < e^{-1}$  stabilisiert werden kann.

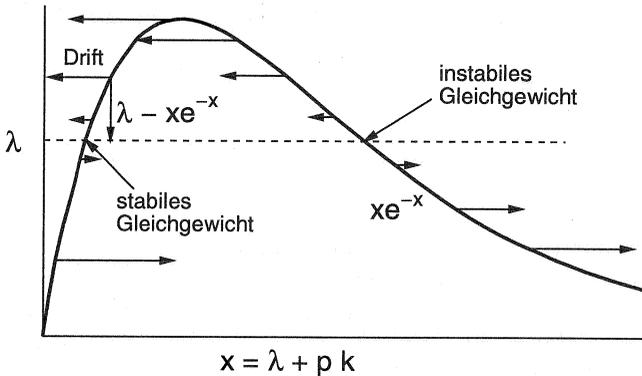


Abbildung 4.4: Drift  $D_k$  von Slotted-Aloha als Funktion von  $\lambda$ ,  $p$  und  $k$

### 4.2.3 Kollisionsauflösung mit Splittingalgorithmen

Der maximale Durchsatz des Slotted-Aloha beträgt trotz Stabilisierungsmaßnahmen  $e^{-1}$ . Laut [14] lassen sich erheblich höhere Durchsätze verbunden mit niedrigeren Verzögerungen erreichen, wenn die Übertragungen von Neuankünften nicht direkt im nächsten Zeitschlitz erfolgen, sondern bis zur Auflösung einer gegebenenfalls vorliegenden Kollision verschoben werden. Angenommen zwei Stationen seien kollidiert. Wenn Neuankünfte bis zur Auflösung der Kollision am Übertragen gehindert werden, und wenn die beiden kollidierten Pakete in jedem folgenden Zeitschlitz unabhängig voneinander je mit der Wahrscheinlichkeit  $1/2$  wiederholt übertragen werden, dann ist die Kollision im Mittel nach drei Zeitschlitzen aufgelöst, was einem Durchsatz von  $2/3$  entspricht. Die Entscheidung, ob eine kollidierte Station im nächsten Zeitschlitz senden soll oder nicht, kann auf verschiedene Weisen erfolgen. Im einfachsten Fall basiert sie auf einem unbeeinflussten binären Zufallsexperiment (Coin-Flip-Splitting). Alternativ kann auch

der Ankunftszeitpunkt eines kollidierten Paketes als Zufallswert verwendet werden. Falls nur eine endliche Anzahl von Stationen vorliegt, kann schließlich auch die eindeutige Stationsadresse als Bitfolge interpretiert werden, wobei die Bits der Reihe nach für die Entscheidung in aufeinanderfolgenden Zeitschlitzten verwendet werden. Diese letzte Methode hat den Vorteil, daß die Anzahl von Zeitschlitzten zur vollständigen Auflösung einer Kollision begrenzt ist, weil jedes Paar von Stationsnummern sich mindestens in einem Bit unterscheidet. Diese Verfahren haben gemeinsam, daß sie eine Menge von kollidierten Stationen in Teilmengen aufteilen, von denen eine im nächsten Zeitschlitz überträgt. Bei Kollision erfolgt eine erneute Aufteilung der Teilmenge. Derartige Verfahren werden als *Splittinalgorithmen* bezeichnet.

Der erste Splittinalgorithmus wurde 1977 entwickelt und beruhte auf einer Baumstruktur [21]. Nach dem Auftreten einer Kollision im Zeitschlitz  $k$  wechseln alle nicht an der Kollision beteiligten Stationen in einen Wartezustand und die übrigen Stationen ordnen sich zufällig zwei Teilmengen zu. Die erste Teilmenge überträgt im Zeitschlitz  $k + 1$  und falls dieser Zeitschlitz leer oder erfolgreich war, überträgt die zweite Teilmenge im Zeitschlitz  $k + 2$  (vgl. Abb. 4.5). Falls eine Kollision im Zeitschlitz  $k + 1$  aufgetreten ist, wird die erste Teilmenge erneut aufgespalten und die zweite Teilmenge wartet die Auflösung dieser Kollision ab.

Der Binärbaum in Abbildung 4.5 stellt eine mögliche Sequenz von freien (0), erfolgreichen (1) und kollidierten (c) Zeitschlitzten als Ergebnis einer derartigen Folge von Mengenaufteilungen dar.  $S$  entspricht der Menge von Paketen der ursprünglichen Kollision, und  $L$  (links) und  $R$  (rechts) entsprechen den aus  $S$  hervorgegangenen Teilmengen. Jeder Zweig des Baums repräsentiert eine (u.U. leere) Teilmenge der hängenden Pakete. Aus Zweigen mit mehr als zwei Paketen folgen weiterführende Zweige, während leere oder aus genau einem Paket bestehende Zweige den Blättern des Baums entsprechen.

Die Menge der Pakete der Wurzel  $S$  überträgt als erstes, gefolgt von jeweils der Menge von Paketen des linken Teilbaums, die komplett übertragen werden, bevor der rechte Teilbaum abgearbeitet wird. Aufgrund der Nachricht des Rückkanals ist jede Station in der Lage, ihre eigene Position innerhalb des Baums zu verfolgen und den Zeitpunkt für die Übertragung seines hängenden Paketes zu bestimmen. Die Übertragungsreihenfolge läßt sich auch durch einen Stapel (Stack) darstellen, wobei nach einer Kollision die Teilmenge aufgespalten wird und die resultierenden Teilmengen auf einen

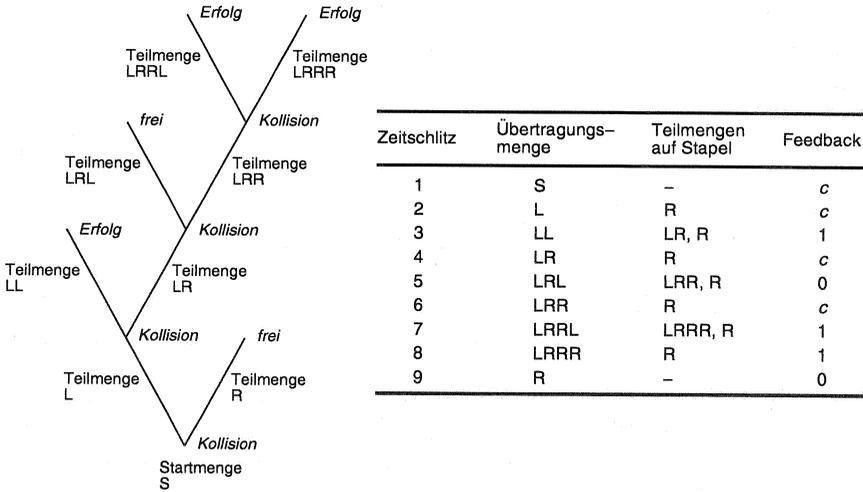


Abbildung 4.5: Beispielhafte Kollisionsauflösungsperiode: links als Baumalgorithmus, rechts als Stapel mit freien (0), erfolgreichen (1) und kollidierten (c) Zeitschlitz

Stapel geschoben werden. Jeweils die oberste Teilmenge des Stapels wird zur Übertragungsmenge und die restlichen sind wartende Stapelmengen (vgl. Abb. 4.5).

Ein Problem des Baumalgorithmus besteht in der Behandlung von Paketen, die während der Auflösung einer Kollision neu ankommen und sich der sogenannten Wartemenge zuordnen. Um zu verhindern, daß nach einer lang andauernden Kollisionsauflösungsperiode (Collision Resolution Period, CRP) die Neuankünfte sofort miteinander kollidieren, wird die Wartemenge direkt in  $j$  Teilmengen aufgeteilt, wobei  $j$  derart gewählt wird, daß die erwartete Anzahl von Paketen in einer Teilmenge etwas größer als 1 ist. Diese neuen Teilmengen werden dann auf den Stapel gelegt und eine neue CRP gestartet. So wie die Stationen aufgrund des Feedbacks selbstständig ihre Position innerhalb des Baums nachvollziehen können, können sie auch die Anzahl von Neuankünften und damit  $j$  schätzen und ordnen sich zufällig einer Teilmenge zu. Der maximale Durchsatz dieses Algorithmus wurde in [21] zu 0.43 Pakete pro Zeitschlitz hergeleitet.

Durch Verbesserungen des Baumalgorithmus kann der maximale Durchsatz

weiter erhöht werden [86]. In Abbildung 4.5 ist in der Teilmenge  $L$  eine Kollision aufgetreten und in der Teilmenge  $LL$  hat keine Station gesendet (*frei*). Somit tritt bei der Teilmenge  $LR$  unweigerlich eine Kollision auf. Es ist daher sinnvoll, diese Teilmenge sofort in  $LRL$  und  $LRR$  aufzuteilen. Daraus resultiert ein maximaler Durchsatz von 0.46. Andererseits tritt bei der praktischen Anwendung dieser Verbesserung das Problem auf, daß wenn ein leerer Zeitschlitz fehlerhaft als Kollision detektiert wird, diese leere Teilmenge unbegrenzt weiter aufgespalten wird und keine weitere erfolgreiche Übertragung stattfindet. Diese Verklemmung läßt sich dadurch beheben, daß nach einer bestimmten maximalen Anzahl  $h$  von leeren Zeitschlitz die nächste Teilmenge des Stapels ohne vorheriges Splitten übertragen wird.

Eine weitere in [42] untersuchte Verbesserung erhöht nicht nur den Durchsatz, sondern erlaubt auch eine einfache Analyse. Da die Anzahl von Paketen in der Startmenge  $S$  Poisson-verteilt ist, ist nach einer Kollision in  $S$  und einer weiteren Kollision in  $L$  die Anzahl von weiteren Paketen in der rechten Teilmenge  $R$  unerwünscht niedrig. Anstatt  $R$  einen Zeitschlitz zuzuteilen ist es besser, die in  $R$  enthaltenen Pakete in die Wartemenge zurückzuführen und eine neue CRP zu starten. Dasselbe gilt für alle tieferliegenden rechten Zweige innerhalb des Baums. Bei Start einer neuen CRP wird die Wahrscheinlichkeit, mit der sich Stationen der Wartemenge der Startmenge zuordnen, derart gewählt, daß die Startmenge die Größe  $\lambda\alpha_0$  hat. Durch diese Modifikation wird ein maximaler Durchsatz von 0.487 erreicht.

Aufgrund dieser Verbesserung müssen nur noch maximal zwei Teilmengen betrachtet werden, nämlich die Übertragungsmenge sowie höchstens eine auf dem Stapel liegende Teilmenge. Dadurch wird eine einfache Analyse dieses Algorithmus mittels der in Abbildung 4.6 dargestellten zeitdiskreten Markovkette möglich [14].

Die Zustände der Markovkette sind durch die in einem Zeitschlitz übertragende Teilmenge ( $L$ : links,  $R$ : rechts) sowie die Tiefe des Splittingalgorithmus gekennzeichnet. Der Zustand  $(R, 0)$  entspricht dem Startzeitschlitz einer CRP. Er ist in zwei Teile aufgespalten, um den Anfang und das Ende einer CRP zu unterscheiden. Nach dem Auftreten eines leeren oder erfolgreichen Zeitschlitzes ist die CRP sofort beendet und im folgenden Zeitschlitz startet eine neue CRP. Falls eine Kollision auftritt, erfolgt ein Übergang zum Knoten  $(L, 1)$ . Jeder weitere leere Zeitschlitz sowie jede Kollision bewirken ein erneutes Aufteilen der Übertragungsmenge resultierend in kleineren Teilmenge, entsprechend einem Zustandsübergang von  $(L, i)$  nach  $(L, i+1)$ . Eine erfolgreiche Übertragung führt zu einem Übergang von  $(L, i)$  nach  $(R, i)$ , so

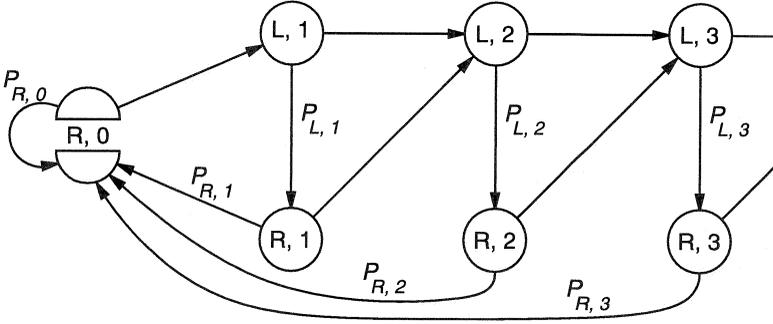


Abbildung 4.6: Markovkette des optimierten Baumalgorithmus aus [86] und [42]

daß die rechte Teilmenge im nächsten Zeitschlitz überträgt. Eine erfolgreiche Übertragung der rechten Teilmenge oder ein leerer Zeitschlitz beendet die CRP mit einem Übergang nach  $(R, 0)$ , wohingegen eine Kollision ein erneutes Aufteilen sowie den Übergang nach  $(L, i + 1)$  bewirken.

Die Herleitung der Übergangswahrscheinlichkeiten und damit der stationären Zustandswahrscheinlichkeiten berücksichtigt, daß die Anzahl von Paketen der Startmenge eine Poisson-verteilte Zufallsvariable mit dem Mittelwert  $\lambda\alpha_0$  ist. In [14] wurden die Übergangswahrscheinlichkeiten in Abhängigkeit von  $G_i = 2^{-i}\lambda\alpha_0$  hergeleitet:

$$P_{R,0} = (1 + G_0)e^{-G_0} \quad (4.3)$$

$$P_{L,i} = \frac{G_i e^{-G_i} (1 - e^{-G_i})}{1 - (1 + G_{i-1})e^{-G_{i-1}}} \quad (4.4)$$

$$P_{R,i} = \frac{G_i e^{-G_i}}{1 - e^{-G_i}} \quad (4.5)$$

Die Markovkette hat die Eigenschaft, daß kein Zustand mehr als einmal eingenommen wird, bevor zum Zustand  $(R, 0)$  zurückgekehrt wird. Damit können die Wahrscheinlichkeiten  $p(L, i)$  und  $p(R, i)$ , daß die Zustände  $(L, i)$  bzw.  $(R, i)$  besucht werden, bevor nach  $(R, 0)$  zurückgekehrt wird, iterativ aus dem Ausgangszustand  $(R, 0)$  bestimmt werden:

$$p(L, 1) = 1 - P_{R,0} \quad (4.6)$$

$$p(R, i) = P_{L, i} p(L, i); \quad i \geq 1 \quad (4.7)$$

$$p(L, i + 1) = (1 - P_{L, i}) p(L, i) + (1 - P_{R, i}) p(R, i); \quad i \geq 1 \quad (4.8)$$

Die mittlere Anzahl von Zeitschlitzten pro CRP berechnet sich über die mittlere Anzahl besuchter Zustände einschließlich des Ausgangszustands  $(R, 0)$ :

$$E\{K\} = 1 + \sum_{i=1}^{\infty} [p(L, i) + p(R, i)] \quad (4.9)$$

Es ist zu beachten, daß die mittlere Anzahl von Paketen, die während einer CRP erfolgreich übertragen werden, nicht der Größe der Startmenge  $\lambda\alpha_0$  entspricht, weil nach einer Kollision in einer linken Teilmenge, die Pakete der rechten Teilmenge jeweils wieder in die Wartemenge zurückgeführt werden. Ist  $f$  der Anteil von Paketen, der derart zurückgeführt wird, dann ist  $\lambda\alpha_0(1-f)$  die mittlere Anzahl erfolgreich übertragener Pakete. Der Wert von  $f$  wird in [14] über die Wahrscheinlichkeit für eine Kollision im Zustand  $(L, i)$  hergeleitet:

$$P\{c|(L, i)\} = \frac{1 - (1 + G_i)e^{-G_i}}{1 - (1 + G_{i-1})e^{-G_{i-1}}} \quad (4.10)$$

$$E\{f\} = \sum_{i=1}^{\infty} p(L, i) P\{c|(L, i)\} 2^{-i} \quad (4.11)$$

Die endgültige Berechnung von  $E\{K\}$  und  $E\{f\}$  erfolgt numerisch in Abhängigkeit von  $\lambda\alpha_0$ .

Schließlich wird die Drift  $D$  als die zu erwartende Änderung der Anzahl hängender Pakete während einer CRP definiert:

$$D = \lambda E\{K\} - \lambda\alpha_0 (1 - E\{f\}) \quad (4.12)$$

Die Drift ist negativ für  $E\{K\} < \alpha_0 (1 - E\{f\})$ , oder äquivalent, wenn:

$$\lambda < \frac{\lambda\alpha_0 (1 - E\{f\})}{E\{K\}} \quad (4.13)$$

Die rechte Seite der Ungleichung (4.13) hat als Funktion von  $\lambda\alpha_0$  ein numerisch ermitteltes Maximum von 0.4871 bei  $\lambda\alpha_0 = 1.266$ .

Diese Analyse läßt offen, wie sich kollidierte Stationen zufällig auf Teilmengen aufteilen. Erfolgt die Wahl der Nachfolgeteilmenge entsprechend der

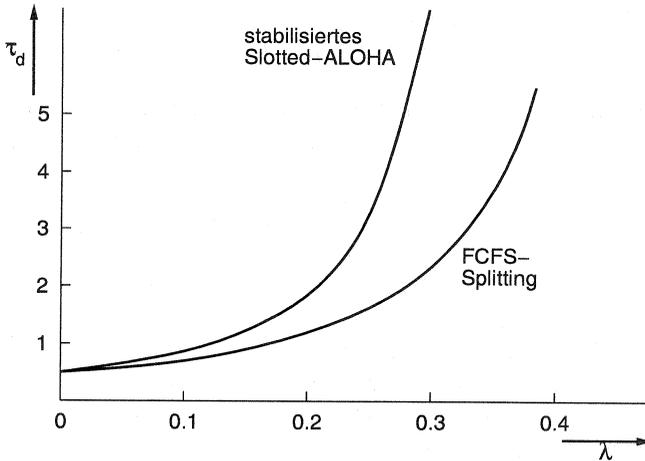


Abbildung 4.7: Vergleich der mittlere Wartezeiten  $\bar{\tau}_d$  von FCFS-Splitting und Slotted-Aloha

Ankunftszeit eines kollidierten Paketes, enthält jede Teilmenge die Pakete, die in einem bestimmten Zeitintervall angekommen sind. Nach einer Kollision werden die Intervalle in kleinere Intervalle unterteilt. Wenn immer die Pakete des früheren Ankunftsintervalls zuerst übertragen werden, erfolgen alle erfolgreichen Übertragungen in der Reihenfolge der Ankünfte, also First-Come-First-Serve (FCFS).

Nach der Festlegung des Splittingverfahrens kann die zu erwartende Wartezeit bestimmt werden. Da die Analyse schwierig ist, werden in [14] simulativ ermittelte Ergebnisse für den FCFS-Splittingalgorithmus angegeben. Abbildung 4.7 vergleicht die mittleren Wartezeiten  $\bar{\tau}_d$  als Funktion der Ankunftsrate  $\lambda$  mit denen des stabilisierten Slotted-Aloha Protokolls. Bei Slotted-Aloha werden ab  $\lambda = e^{-1}$  unbegrenzte Wartezeiten erreicht, bei FCFS-Splitting erst bei  $\lambda = 0.4871$ .

Die bisher beschriebenen Splittingalgorithmen erfordern, daß alle Stationen den Kanal beobachten und selbständig das Ende der CRPs erkennen, was praktisch schwierig zu implementieren ist. Derartige Algorithmen werden als *blockierende Stapelalgorithmen* bezeichnet, weil Neuankünfte bis zum Start der nächsten CRP blockiert werden. Werden jedoch Neuankünfte der obersten Menge des Stapels zugeordnet, resultieren sogenannte *blockierungsfreie*

*Stapelalgorithmen.* Aufgrund der direkten Berücksichtigung von Neuankünften wird in der Regel eine etwas größere Anzahl von Stationen in Kollisionen verwickelt. Daher läßt sich ein höherer Durchsatz erreichen, wenn Kollisionsmengen nicht in zwei, sondern in drei Teilmengen unterteilt werden. Der maximale Durchsatz dieses ternären blockierungsfreien Stapelalgorithmus liegt bei 0.40 [87].

### 4.3 Sicherungsprotokolle

Bei der Übertragung von Datenblöcken über eine fehlerbehaftete Übertragungsstrecke sind Funktionen zur Fehler- und Reihenfolgeüberwachung und Steuerung bei Fehlern notwendig, die an die übertragungsbedingten Merkmale des jeweils benutzten Mediums angepaßt sind. Die Funktionen werden in der oberen Teilschicht der Sicherungsschicht (ISO/OSI Schicht 2b) von Sicherungsprotokollen ausgeführt.

Man unterscheidet drei Verfahren der Fehlersicherung:

**Fehlererkennung (Cyclic Redundancy Check, CRC):** Die Fehlererkennung fügt einem Datenblock Prüfbits hinzu und ermöglicht es dem Empfänger, festzustellen, ob ein empfangener Datenblock korrekt ist. Falsche Blöcke können jedoch nicht korrigiert werden.

**Vorwärtsfehlerkorrektur (Forward Error Correction, FEC):** Der Sender fügt einem Datenblock soviel Redundanz hinzu, daß der Empfänger in der Lage ist, eine bestimmte Anzahl von Fehler zu korrigieren.

**Automatische Wiederholung (Automatic Repeat Request, ARQ):** Beim ARQ-Verfahren erkennt der Empfänger fehlerhafte Datenblöcke anhand einer Prüfsumme und fordert vom Sender ihre Wiederholung an. Es ist ein Rückkanal notwendig, über den alle übertragenen Blöcke quittiert werden. Der Sender muß solange eine Kopie eines versendeten Datenblocks verwalten, bis er als fehlerfrei empfangen gemeldet wird.

ARQ-Verfahren ermöglichen auch auf Kanälen mit großer Fehlerwahrscheinlichkeit eine sehr hohe Übertragungssicherheit, allerdings auf Kosten einer hohen Zahl von Wiederholungsanforderungen und daraus resultierend einem entsprechend verringerten Durchsatz. FEC-Verfahren wiederum führen zu einem konstanten Kanaldurchsatz, die Sicherheit der Übertragung wird aber mit zunehmender Fehleranfälligkeit des Kanals

schlechter. Durch die Verwendung eines hybriden FEC/ARQ-Verfahrens wird der Codierungsaufwand für FEC in Grenzen gehalten und die Anzahl der Übertragungswiederholungen durch das ARQ-Verfahren verringert.

In Kap. 3.2 wurde erläutert, daß sich auf Funkübertragungstrecken die Einflüsse auf die Wellenausbreitung in einer zeit-varianten Bitfehlerhäufigkeit äußern. Für derart fehleranfällige Übertragungsmedien werden *Selective-Repeat* (SR) ARQ-Protokolle aus der Klasse der bitorientierten, HDLC-artigen (High level Data Link Control procedure [59]) Sicherungsprotokolle eingesetzt. Sie ermöglichen die gezielte Wiederholung fehlerhaft übertragener Datenblöcke [160].

Die Datenblöcke bzw. Protokolldateneinheiten (Protocol Data Unit, PDU) von ARQ-Protokollen werden als „Rahmen“ bezeichnet. Rahmen, die Benutzerdaten transportieren, werden Informationsrahmen (I-Rahmen) genannt. Kurze Rahmen, die nur eine Quittung enthalten, werden Quittierungs- oder Steuerrahmen (Supervisory, S-Rahmen) genannt.

I-Rahmen und Quittungen werden numeriert, um ihre Eindeutigkeit bei Übertragungsfehlern und Überschneidungen aufrecht zu erhalten. Die Identifizierungsnummern heißen *Laufnummer* (sequence number,  $N(S)$ ) für I-Rahmen vom Sender und *Anforderungsnummer* (request number,  $N(R)$ ) für Quittungen vom Empfänger. Die Laufnummern werden Modulo  $m$  codiert. Der Sender kann fortlaufend bis zu  $n$  I-Rahmen versenden, bevor er auf eine Quittung warten muß. Man spricht in diesem Fall von einem Fenstermechanismus der Größe  $n$ , vgl. Abb. 4.8.

Nach der Detektion eines fehlerhaft empfangenen Rahmens im Empfänger wird selektiv der fehlende Rahmen zur Wiederholung angefordert. Die in der Zwischenzeit ankommenden Rahmen werden in einem Empfangspuffer zwischengespeichert. Nach dem korrekten Empfang der fehlenden Rahmen werden die Benutzerdaten aller zwischengespeicherten I-Rahmen in der richtigen Reihenfolge an die nächsthöhere Schicht ausgeliefert.

Das SR-ARQ-Protokoll verwendet die folgenden Quittierungsrahmen, die neben dem Quittungstyp eine Anforderungsnummer  $N(R)$  enthalten:

**Receive Ready, RR:** positive Quittierung des Empfangs aller I-Rahmen mit  $SN < N(R)$ ; zeigt zusätzlich die Bereitschaft zum Senden/Empfangen weiterer I-Rahmen an (Flußsteuerung).

**Receive Not Ready, RNR:** Quittierung wie bei RR; zeigt zusätzlich an, daß die versendende Station nicht für das Empfangen weiterer I-Rahmen bereit ist (Flußsteuerung).

**Reject, REJ:** fordert die Wiederholung der I-Rahmen mit  $SN \geq N(R)$  an und quittiert gleichzeitig alle I-Rahmen mit  $SN < N(R)$ .

**Selective Reject, SREJ:** fordert nur die Wiederholung der I-Rahmen mit  $SN = N(R)$  an.

Quittungen können mit einem S-Rahmen sofort nach dem Empfang eines I-Rahmens, verzögert um eine beliebige, aber endliche Zeit, oder huckepack zu Nutzdaten der Gegenrichtung in einem I-Rahmen übertragen werden. In bestimmten Situationen ist es notwendig, daß der Sender den Empfänger explizit zur Quittierung auffordert (der Empfänger wird gepollt). Dazu enthalten alle I-Rahmen und S-Rahmen ein Pollbit. Der Empfang eines Rahmens mit gesetztem Pollbit verpflichtet zur sofortigen Antwort mit einer Quittung in einem S-Rahmen oder I-Rahmen.

Zur Steuerung des Sendefensters besitzt der Sender zwei interne Variablen mit Laufnummern:  $SN_{max}$  markiert den Anfang des Fensters und enthält die Nummer, die bei der nächsten Neuübertragung eines I-Rahmens zu vergeben ist;  $SN_{min}$  zeigt auf das Ende des Fensters und enthält die Laufnummer des ältesten, noch nicht positiv quittierten I-Rahmens. Dabei muß  $SN_{min} \leq SN_{max} \leq SN_{min} + n$  erfüllt sein. Der Sender verwaltet zu jedem Fensterplatz eine Zustandsvariable, die die folgenden Zustände einnehmen kann:

**WAIT:** der I-Rahmen mit der entsprechenden Laufnummer  $SN$  wurde verschickt und es wird auf eine Quittung gewartet,

**REJECT:** der I-Rahmen wurde vom Empfänger negativ quittiert, d.h. es wurde seine Wiederholung angefordert,

**IDLE:** der Platz ist ungenutzt (Initialisierungszustand und nach dem Empfang einer positiven Quittung)

Nach dem Versenden des I-Rahmens mit der Nummer  $N(S) = SN_{min} + n - 1$  muß auf eine Quittung gewartet werden, da sich das Fenster geschlossen hat. Formal läßt sich dies in der Regel (4.14) für die Laufnummern ausdrücken.

$$SN_{min} \leq N(S) \leq SN_{min} + n - 1 \quad (4.14)$$

Für die Anforderungsnummer  $N(R)$  in einer Quittung (außer SREJ) gilt:

$$SN_{min} \leq N(R) \leq SN_{min} + n \quad (4.15)$$

Die Quittierung wird durch einen Timer überwacht, nach dessen Ablauf die bereits gesendeten I-Rahmen wiederholt werden oder für eine Quittung gepollt wird.

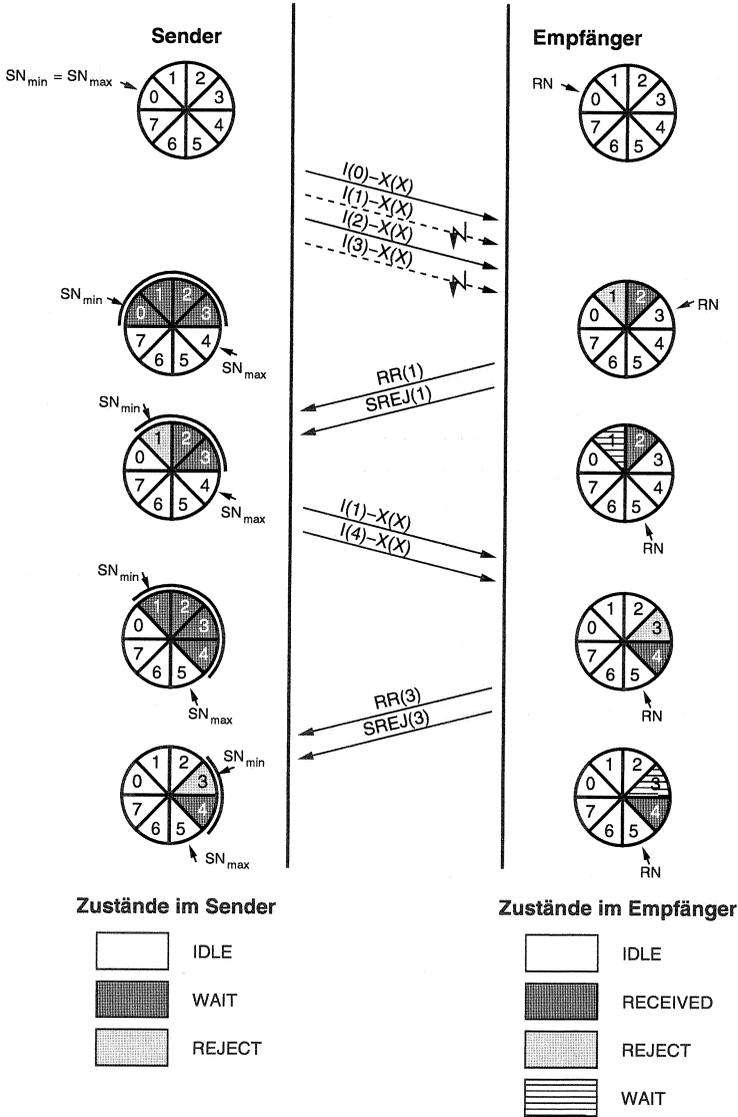


Abbildung 4.8: Beispielhafte Protokollsequenz im SR-ARQ-Protokoll mit Modulus  $m = 8$

Der Empfänger enthält eine interne Variable  $RN$ , die die Laufnummer des nächsten erwarteten I-Rahmens enthält. Zusätzlich verwaltet er ein Empfangsfenster mit je einer Zustandsvariablen pro Fensterplatz mit den folgenden Zuständen:

**RECEIVED:** es wurde ein I-Rahmen für die entsprechende Laufnummer korrekt empfangen und im Empfangspuffer zwischengespeichert, weil ein I-Rahmen mit kleinerer Laufnummer fehlt,

**REJECT:** der I-Rahmen fehlt in der Empfangsfolge und muß durch eine negative Quittung neu angefordert werden,

**WAIT:** wird nach dem Verschicken einer negativen Quittung eingenommen, es wird auf die Wiederholung des fehlenden I-Rahmens gewartet. Die Wiederholung wird mit einem Timer überwacht, nach dessen Ablauf in den Zustand REJECT zurückgekehrt wird.

**IDLE:** der Platz ist ungenutzt (Initialisierungszustand und nach Ausliefern der Benutzerdaten an die höhere Schicht)

Der Empfänger akzeptiert alle I-Rahmen, für deren Laufnummer  $N(S)$  gilt:

$$RN \leq N(S) < RN + n \quad (4.16)$$

Unter Berücksichtigung der Beziehungen (4.14) und (4.15) folgt mit der Beziehung (4.16) der Bereich der gültigen Laufnummern:

$$RN - n \leq N(S) < RN + n \quad (4.17)$$

Für eine eindeutige Codierung der Laufnummern modulo  $m$  muß somit gelten:

$$m > 2n - 1 \quad (4.18)$$

Bei vorgegebenem Modulus  $m$  ist damit die maximale Fenstergröße für das SR-ARQ-Protokoll:

$$n_{max} = \frac{m}{2} \quad (4.19)$$

---

## Die Funkschnittstelle des Bündelfunksystems TETRA-PDO

Die Darstellung des Standes der Technik im Bereich paketorientierter Mobilfunksysteme erfolgt anhand einer Kurzübersicht über das 1994 von der ETSI standardisierte digitale, paneuropäische Bündelfunknetz *Trans European Trunked Radio* (TETRA) mit dem in [150] spezifizierten Protokollstapel *Packet Data Optimized* (PDO). TETRA-PDO Netze bestehen aus einer oder mehreren Basisstationen (BS) und zugehörigen Mobilstationen (MS), sowie der Festnetzinfrastruktur. Die technischen Daten der Funkschnittstelle zwischen Mobil- und Basisstationen sind in Tabelle 5.1 zusammengestellt. Der Protokollstapel von TETRA-PDO besteht, wie in Abbildung 5.1 dargestellt, aus drei Schichten: der Bitübertragungsschicht (*Physical Layer*, PL),

---

Duplexverfahren	Frequenzduplex
Frequenzen	Uplink: 380-390 MHz, Downlink: 390-400 MHz Uplink: 410-420 MHz, Downlink: 420-430 MHz Uplink: 450-460 MHz, Downlink: 460-470 MHz Uplink: 870-888 MHz, Downlink: 915-933 MHz
Zellgröße	< 25 km
Kanalraster	25 kHz
Modulation	$\pi/4$ DQPSK
Bitrate	36 kbit/s brutto, 19.2 kbit/s netto
Nachbarkanalschutz	-60 dBc
Kanäle/Träger	Statistisches Multiplexen
Zugriffsverfahren	S-Aloha mit Reservierung, bzw. Data Sense Multiple Access (DSMA) je nach Verkehr
Verbindungsaufbau	< 2 s
Übertr.-verzögerung	< 100 ms bei 128 byte Nachricht

---

Tabelle 5.1: Technische Daten von TETRA-PDO

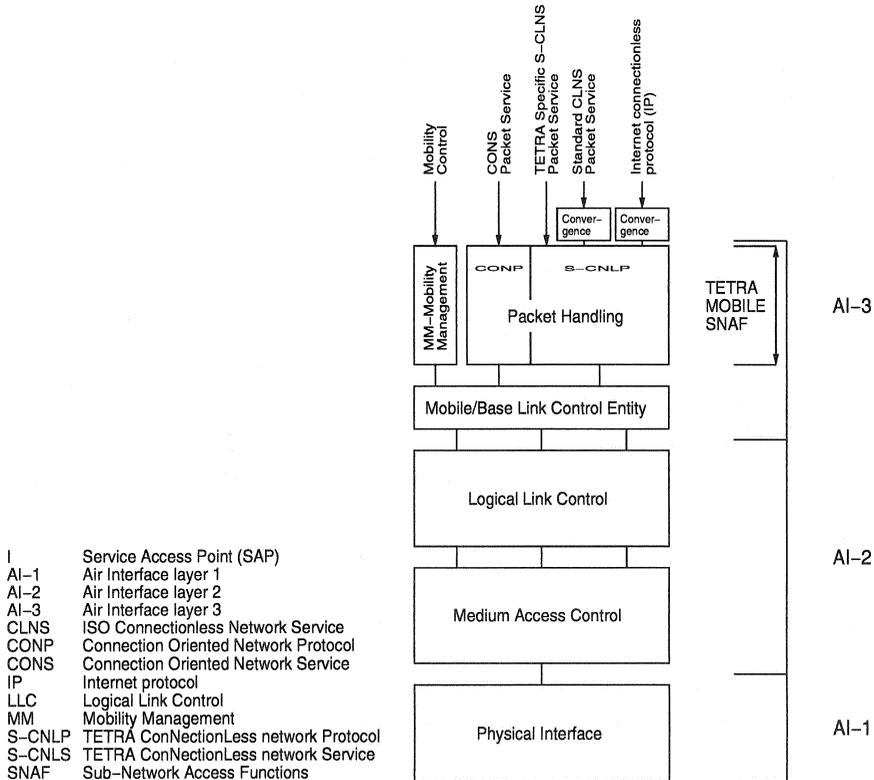


Abbildung 5.1: TETRA-PDO-Protokollstapel

den Teilschichten *Logical Link Control* (LLC) und *Medium Access Control* (MAC) der Sicherungsschicht (*Data Link layer, DL*) und den Netz- und Mobilitätsverwaltungsdiensten der Vermittlungsschicht (*Network layer, N*).

## 5.1 Dienste der Vermittlungsschicht

Die Vermittlungsschicht bietet folgende paketorientierte Dienste an:

- verbindungsorientierte Paketdatenübertragung gemäß ISO 8208 *Con-  
nection Oriented Network Service* (CONS) und CCITT-Empfehlung

## X.25

- verbindungslose Paketdatenübertragung gemäß ISO 8473, *Connectionless Network Service* (CLNS) für quitierte Punkt-zu-Punkt Dienste und/oder gemäß dem *Internet Protocol* (IP),
- TETRA-spezifischer verbindungsloser Dienst (*Specific Connection-Less Network Service*, S-CLNS) für quitierte Punkt-zu-Punkt und nichtquitierte Punkt-zu-Mehrpunkt Übertragung.

Die Mobilitätsverwaltung (*Mobility Management*, MM) sieht u.a. die Registrierung der Mobilstation bei der Basisstation und die schnelle Verbindungswiederherstellung (*Fast Call Reestablishment*) vor. Die *Mobile Link Entity* (MLE) stellt die unterste Teilschicht der Vermittlungsschicht dar. Alle Informationen der Sicherungsschicht gelangen nur durch die MLE zu höheren Schichten, damit die funkspezifischen Aspekte der Sicherungs- und Bitübertragungsschicht so transparent wie möglich erscheinen. Zu den Aufgaben der MLE gehören die Zellenauswahl und Rundsenden von Systeminformationen.

## 5.2 Architektur der Sicherungsschicht

Laut Abbildung 5.2 bietet die Sicherungsschicht der MLE ihre Dienste an drei verschiedenen Dienstzugangspunkten (*Service Access Point*, SAP) an: TETRA-LLC-A, TLB und TLC. Am TLA-SAP werden die für eine Datenübertragung notwendigen Dienste angeboten. Über den TLB-SAP erfolgen ausschließlich die Versendung (Basisstation) und der Empfang (Mobilstation) von Broadcast-Nachrichten. Lediglich auf Seiten der Mobilstationen findet der für lokale Steuernachrichten, insbesondere Kanalverwaltungsfunktionen, zuständige TLC-SAP Verwendung.

## 5.3 Logical Link Control

Das LLC-Protokoll ist ein Schicht2-Protokoll für die TETRA-PDO-Funkschnittstelle (*Air Interface*, AI). Jede Instanz dieses Protokolls dient zur Verbindung einer Basisstation mit entweder einer Mobilstation oder einer Gruppe von Mobilstationen. Nach Abbildung 5.2 fügt die LLC-Teilschicht den Diensten der TLB- und TLC-SAPs keine weitere Funktionalität hinzu.

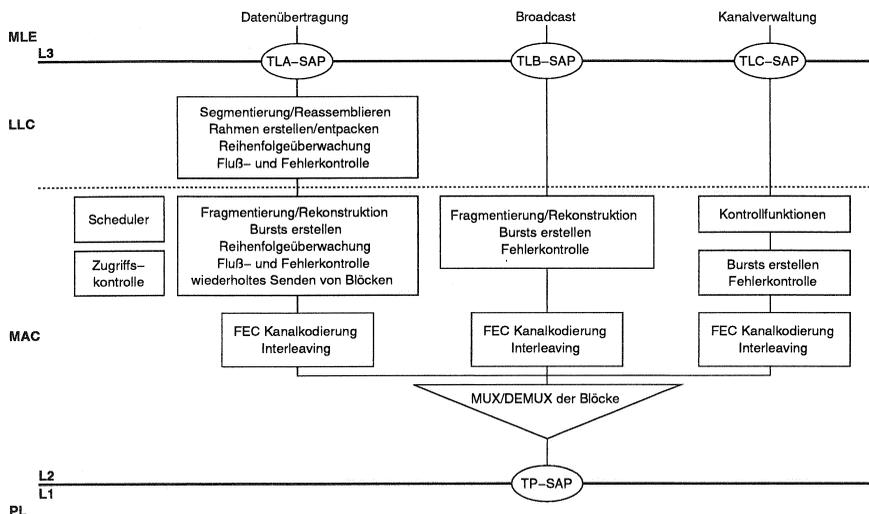


Abbildung 5.2: Architektur der TETRA-PDO-Sicherungsschicht

Am TLA-SAP werden drei Dienste angeboten: bestätigte und unbestätigte Punkt-zu-Punkt-Datenübertragung und unbestätigte Punkt-zu-Mehrpunkt-Datenübertragung. Der letztere Dienst wird jedoch nur in Richtung BS → MS angeboten, da ein Punkt-zu-Mehrpunkt-Dienst in der anderen Richtung in der Vermittlungsschicht existiert.

Die LLC-Teilschichtfunktionen werden als *Link Access Protocol for TETRA* (LAP.T) bezeichnet. Das Protokoll ist eine vereinfachte Version des ISDN *Link Access Protocols* LAP.D [160]. Eine Instanz des Protokolls bietet immer nur einen Dienst für eine unidirektionale Übertragung an. Für eine bidirektionale Verbindung sind zwei Instanzen zu erzeugen.

Der unbestätigte und der bestätigte Dienst bieten die Funktionen Endpunktadressierung, Segmentierung, Reihung und optionaler erweiterter Fehlerschutz mit Hilfe einer *Frame Check Sequence* (FCS) an. Zusätzlich sieht der bestätigte Dienst eine Flußsteuerung vor.

LAP.T verwendet als LLC-Rahmen bezeichnete virtuelle Protokolldateneinheiten (*Protocol Data Unit*, PDU). Die Dienstdateneinheiten (*Service Data Unit*, SDU) der von der MLE empfangenen Dienstelemente (*Service Primitive*, SP) werden in mehrere Segmente aufgeteilt und auf die Körper der

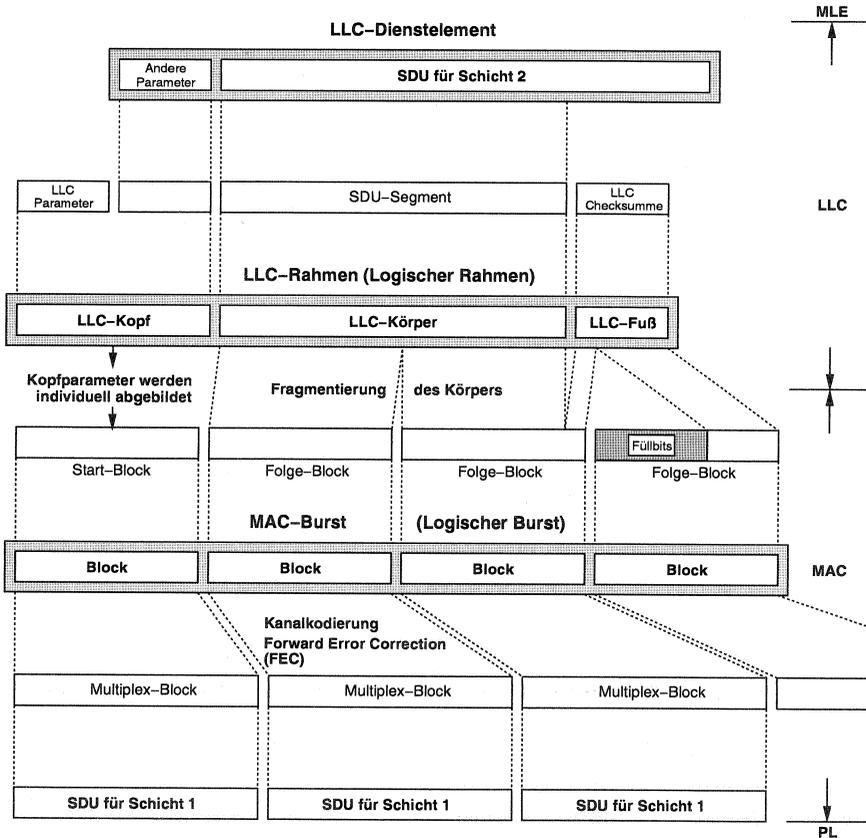


Abbildung 5.3: Datenstrukturen der TETRA-PDO-Sicherungsschicht

logischen LLC-Rahmen abgebildet (Abbildung 5.3). Von empfangenen LLC-Rahmen werden in richtiger Reihenfolge die LLC-Körper zu SDUs für die Vermittlungsschicht reassembliert. Die Parameter der Schnittstellensteuerinformation (*Interface Control Information, ICI*) des LLC-Dienstelements werden zusammen mit eigenen LLC-Parametern im Kopf jedes Rahmens abgelegt. Wenn es von der MLE verlangt wurde, wird an den LLC-Körper eine Prüfsumme (FCS) als erweiterter Fehlerschutz angehängt. Die Elemente der LLC-Rahmen werden als ein Satz interner Parameter an

die MAC-Teilschicht weitergereicht bzw. von ihr empfangen und erscheinen hinterher als explizite Elemente in einer oder mehreren MAC-PDUs. Die Art und Weise der Kommunikation zwischen LLC und MAC ist im Standard nicht definiert.

## 5.4 Medium Access Control

Für die Broadcast- und lokalen Kanalverwaltungsfunktionen tauschen MAC und MLE über den TLB-SAP und den TLC-SAP Informationen aus. Zwischen den Teilschichten LLC und MAC ist keine formale Dienstgrenze festgelegt. Die MAC-Teilschicht empfängt nach Abbildung 5.3 LLC-Rahmen bestehend aus Kopf, Körper und Fuß. Diese drei Teile werden in logischen MAC-Bursts (MAC-PDUs) übertragen. Ein MAC-Burst besteht aus einem Startblock (*presiding block*) und zwischen 0 bis 40 anschließenden Folgeblöcken (*following blocks*), wobei die Parameter des LLC-Kopfes auf den Startblock, der LLC-Körper und der LLC-Fuß auf die Folgeblöcke abgebildet werden. Ein MAC-Burst korrespondiert mit einer kontinuierlichen Funkübertragung. Die einzelnen Blöcke eines MAC-Bursts werden abhängig vom Typ des MAC-Bursts über zwei logische Kanäle, *Master Block CHannel* (MBCH) und *Normal Block CHannel* (NBCH), der Kanalcodierung zugeführt. Abhängig vom logischen Kanal werden die Blöcke mit systematischer Redundanz (FEC) versehen und verschlüsselt. Diese so veränderten Multiplex-Blöcke werden als SDUs an die Bitübertragungsschicht weitergereicht.

Eine Transaktion ist als eine verbundene Folge von Funkübertragungen definiert und entspricht der Übertragung eines LLC-Rahmens. Auf der Aufwärtsstrecke (Uplink) können Transaktionen miteinander verbunden werden, so daß ein erneuter Zufallszugriff für jeden weiteren LLC-Rahmen nicht notwendig ist. Als kleinste Transaktion gilt die Übertragung eines einzigen MAC-Bursts. Jedoch treten längere Transaktionen auf, wenn mehrere Bursts entweder aufgrund der Segmentierung der Schicht-2-SDU oder aufgrund der erneuten Versendung von fehlerhaft übertragenen Blöcken erforderlich sind.

Eine Mobilstation kann in den drei Betriebsmodi *NORmal mode* (NOR), *LOw Duty mode* (LOD) oder *Very LOw Duty mode* (VLD) betrieben werden. Im NOR-Modus hört sie der Basisstation ständig zu. Die beiden anderen Modi unterscheiden sich nur durch die Größe der Zeitintervalle, nach denen

die Mobilstation der Basisstation wieder zuhört. In einer regelmäßig von der BS versendeten *WakeUp-Nachricht* werden diese Zeitintervalle definiert. Wenn eine Mobilstation senden will, geht sie sofort in den NOR-Modus über.

#### 5.4.1 Interne logische Kanäle

Die internen logischen Kanäle sind nur innerhalb der MAC-Teilschicht sichtbar und jeweils für einen bestimmten Informationstyp zuständig. Es wurden drei logische Kanäle für die Abwärtsstrecke (Downlink) und zwei für die Aufwärtsstrecke (Uplink) definiert:

**MCCH** *Master Control CHannel*: Dieser Downlink-Kanal transportiert Systeminformationen. Jede Mobilstation hört zunächst diesen Kanal ab, wenn sie sich im Bereich einer neuen Basisstation aufhält. Der MCCH wird außerdem dazu verwendet, die Mobilstation auf den ACCH zu lenken.

**ACCH** *Access Control CHannel*: Dieser Downlink-Kanal enthält alle Zugriffssteuerinformationen, die sich in Uplinksteuerinformationen für den Zufallszugriff und Downlinksteuerinformationen für die Initiierung von Downlinkdatentransfer und die Versendung von WakeUp-Nachrichten unterteilen lassen.

**DTCH** *Downlink Traffic CHannel*: Downlink-Daten und Antworten auf Uplink-Daten werden über diesen Downlink-Kanal versendet.

**RACH** *Random Access CHannel*: Jede nicht reservierte Uplink-Datenübertragung erfolgt über diesen Uplink-Kanal.

**UTCH** *Uplink Traffic CHannel*: Uplink-Daten und Antworten auf Downlink-Daten werden reserviert über diesen Uplink-Kanal übertragen.

#### 5.4.2 Protokolldateneinheiten der MAC-Teilschicht

Folgende PDUs sind für die MAC-Teilschicht vorgesehen:

**UR** Uplink Response, Uplink, als Antworten auf Downlink-Daten

**UD1** Uplink Data type 1, Uplink, Übertragung im Zufallszugriff

**UD2** Uplink Data type 2, Uplink, für reservierte Übertragungen

**DR1** Downlink Response type 1, Downlink, als positive Bestätigung und Reservierungsnachricht auf UD1-PDU

**DR2** Downlink Response type 2, Downlink, als Antwort auf UD2-PDU

PDU	interner logischer Kanal	logischer Kanal für Kanalcodierung	Richtung
SIN1	MCCH	NBCH	Downlink
SIN2			
AP			
AA			
WU	ACCH		
DD1			
DD2			
DR1	DTCH		
DR2			
DR3			
UD1	RACH		
UD2	UTCH		
UR			

Tabelle 5.2: Abbildung der MAC-PDUs auf die logischen Kanäle

- DR3** Downlink Response type 3, Downlink, als negative Bestätigung auf UD1-PDU zur Aufforderung einer erneuten Übertragung der fehlerhaften Blöcke
- AA** Access Announce, Downlink, Broadcast, zur Definition eines Zugriffsfensters für Zufallszugriff, sowie weitere sich kurzfristig ändernde Parameter des Zufallszugriffs
- DD1** Downlink Data type 1, Downlink, erste PDU einer Transaktion
- DD2** Downlink Data type 2, Downlink, folgende PDUs einer Transaktion
- WU** Wake Up, Downlink, Broadcast, definiert die Zeitintervalle der Betriebsmodi LOD und VLD
- AP** Access Parameters, Downlink, Broadcast, zur Mitteilung von sich längerfristig ändernden Parametern des Zufallszugriffs
- SIN1** System INformation type 1, Downlink, Broadcast, unverschlüsselte Systeminformationen
- SIN2** System INformation type 2, Downlink, Broadcast, weitere verschlüsselte Systeminformationen

In Tabelle 5.2 wird der Zusammenhang hergestellt zwischen den PDUs der MAC-Teilschicht, den internen logischen Kanälen und den logischen

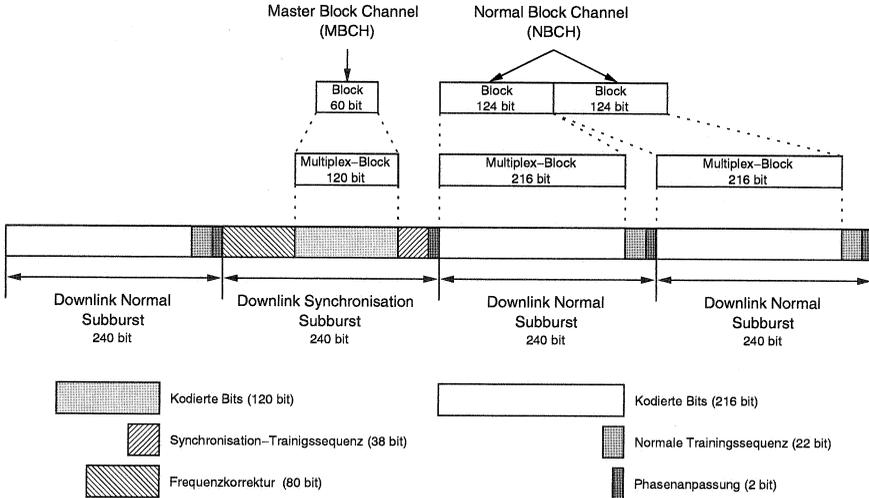


Abbildung 5.4: Downlink-Burst von TETRA-PDO

Kanälen, über welche die zu codierenden Blöcke der Kanalcodierung zugeführt werden. Die Verarbeitung erfolgt von links nach rechts; z.B. wird die SIN1-PDU auf den internen logischen Kanal MCCH und dieser auf den logischen Kanal MBCH abgebildet. Die codierten Blöcke werden danach über den Downlink übertragen.

### 5.4.3 Burststruktur

Ein Burst ist ein auf eine Trägerfrequenz aufmodulierter Datenstrom bestimmter Länge. Er entspricht damit einem Datenpaket zur Übertragung in einem Zeitschlitz. Ein Burst setzt sich aus einem oder mehreren Subbursts zusammen.

Auf dem Downlink sendet die BS kontinuierlich Subbursts der Länge 240 bit, vgl. Abb. 5.4. Jeder 150. Subburst ist ein *Downlink Synchronisation Subburst*, der die Multiplex-Blöcke des MBCH enthält. Ansonsten werden die Multiplex-Blöcke des NBCH in *Downlink Normal Subbursts* übertragen. Ein Modulationsbit dauert  $1/36 \text{ ms} \sim 27.78 \mu\text{s}$ . Daraus ergibt sich für einen Downlink Subburst eine Länge von 6.67 ms sowie ein Abstand von 1.00 s zwischen zwei Downlink Synchronisation Subbursts.

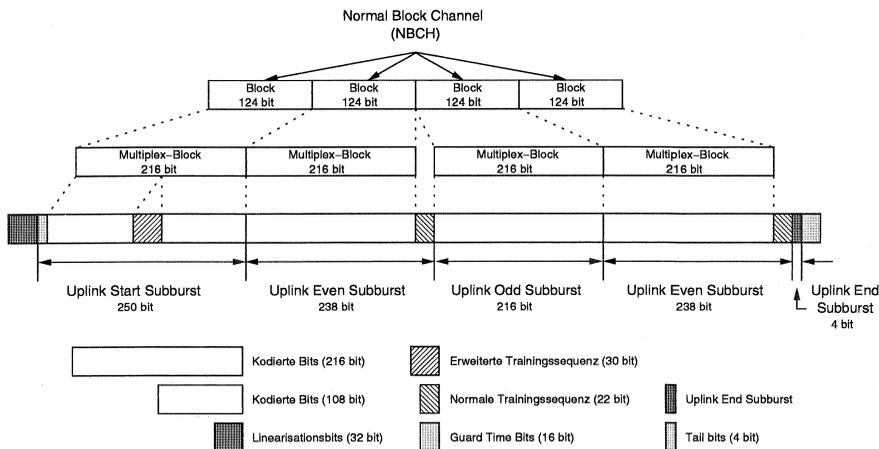


Abbildung 5.5: Uplink-Bursts von TETRA-PDO

Für den Downlink Normal Subburst sind zwei unterschiedliche Trainingssequenzen definiert. Mit ihnen wird ein beim Zufallszugriff verwendetes *Busy Flag* codiert.

Ein Uplink-Burst, vgl. Abb. 5.5, beginnt mit einem *Uplink Start Subburst* (250 bit  $\hat{=}$  6.94 ms), abwechselnd gefolgt von *Uplink Even Subbursts* (238 bit  $\hat{=}$  6.61 ms) und *Uplink Odd Subbursts* (216 bit  $\hat{=}$  6.00 ms). Abgeschlossen wird der Burst durch einen *Uplink End Subburst* (4 bit  $\hat{=}$  111.1  $\mu$ s).

Da der Uplink zeitvariabel betrieben wird, ist auf ihm keine synchrone Zeitschlitzstruktur definiert. Der Beginn einer Reservierung bezieht sich auf das Ende des Downlink Normal Subbursts, der die Reservierung signalisiert.

#### 5.4.4 Reservierungsverfahren

Eine sendewillige MS muß zur Durchführung einer Transaktion durch einen Zufallszugriff die Reservierung von Uplink-Zeitschlitzten anfordern. Die Basisstation sieht hierfür auf dem Uplink in regelmäßigen Abständen Zeitintervalle (sogenannte Zugriffsfenster) vor, in denen Zufallszugriff erlaubt ist, vgl. Abb. 5.6. Jedes Zugriffsfenster wird von ihr durch eine AA-PDU angekündigt, die dessen Beginn und Länge definiert. Der Zufallszugriff erfolgt mit einer UD1-PDU, in der der Reservierungswunsch durch die Anzahl zu übertragender Blöcke sowie einen 16-stufigen Prioritätswert codiert ist. Die

Basisstation antwortet bei erfolgreichem Empfang aller Blöcke einer UD1-PDU mit einer DR1-PDU, bei nur teilweise erfolgreichem Empfang mit einer DR3-PDU, die die Liste der fehlerhaft empfangenen Blöcke enthält. Beide PDUs enthalten desweiteren eine Reservierung für eine bestimmte Anzahl von Uplink-Zeitschlitzten. Eine Mobilstation erkennt ihre UD1-PDU als verloren, wenn sie bis zum Beginn des nächsten Zugriffsfensters keine Antwort erhält.

Der Standard gibt keine Bedienstrategie vor, nach der die Abarbeitung der während eines Zugriffsfensters erfolgreich übermittelten Reservierungswünsche erfolgt. Denkbare Strategien liegen in der Hand des Netzbetreibers und verwirklichen beispielsweise eine Abarbeitung entsprechend der Prioritätsebenen sowie Anwendung der *First Come First Serve* (FCFS) oder *Shortest Job First* (SJF) Strategien bei gleicher Priorität [160].

### 5.4.5 Zufallszugriffsprotokoll

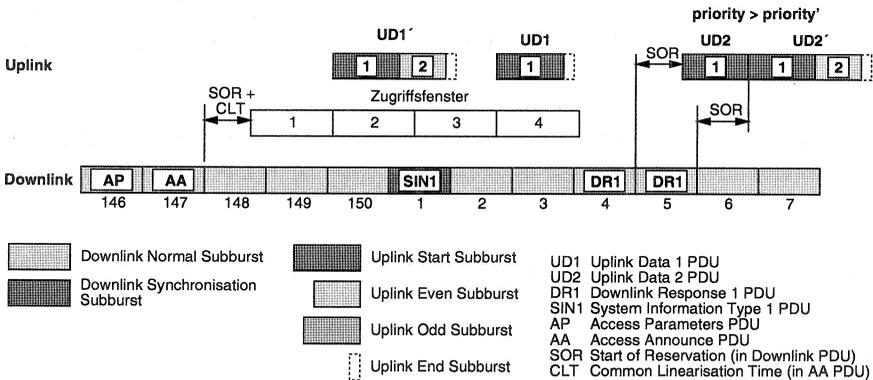


Abbildung 5.6: PDO-Zufallszugriffsprotokoll

Als Zufallszugriffsprotokoll wird lastabhängig *Slotted Aloha* oder *Data Sense Multiple Access* (DSMA) verwendet. Die Auswahl erfolgt durch die in größeren zeitlichen Abständen von der BS versendete AP-PDU, in der die sich nur längerfristig ändernden Parameter des Zufallszugriffsprotokolls definiert werden, vgl. Tab. 5.3.

Parameter	Bedeutung	Wertebereich
Access Period Length	Länge einer Zugriffsperiode	1 - 255 (0.44 - 113.3 ms)
Max Data	Maximale Größe einer UD1-PDU	1 - 41 Blöcke
Max Access Retries	Maximale Anzahl von Zugriffswiederholungen	1 - 41 Blöcke
Busy Flag Mode	Festsetzung S-Aloha oder DSMA	True / False

Tabelle 5.3: Zugriffsparameter der AP-PDU

Parameter	Bedeutung	Wertebereich
Number of Access Periods	Zugriffsperioden pro Zugriffsfenster (NAP)	1 - 255
Retry Delay	abzuwartende AA-PDUs vor Zugriffswiederholung	0 - 15
Direct Priority	Minimale Priorität für sofortigen Zugriff bei offenem Fenster	0 - 15
Priority1	unterste Priorität der höheren Prioritätsklasse	0 - 15
Priority2	oberste Priorität der niederen Prioritätsklasse	0 - 15
MinRand1	untere Grenze des Zugriffsbereiches für die höhere Prioritätsklasse	1 - NAP < MaxRand1
MaxRand1	obere Grenze des Zugriffsbereiches für die höhere Prioritätsklasse	1 - NAP > MinRand1
MinRand2	untere Grenze des Zugriffsbereiches für die niedere Prioritätsklasse	1 - 255 < MaxRand2
MaxRand2	obere Grenze des Zugriffsbereiches für die niedere Prioritätsklasse	1 - 255 > MinRand2

Tabelle 5.4: Zugriffsparameter der AA-PDU

Eine sendewillige Mobilstation wartet auf eine AA-PDU, die ein neues Zugriffsfenster öffnet, vgl. Abb. 5.6. Ein Zugriffsfenster ist in mehrere Zugriffsperioden (*Access Period Length*) unterteilt, deren Länge durch den Access-Period-Length Parameter der AP-PDU festgelegt wird. Durch die Parameter der AA-PDU werden die Länge des Fensters sowie zwei Bereiche von Zugriffsperioden mit bestimmten erforderlichen Prioritäten definiert, vgl. Tab. 5.4. Eine sinnvolle Festlegung der Parameter bleibt der Basisstation überlassen [146, 164]. Die Mobilstation wählt zufällig eine der Perioden, in denen sie aufgrund ihrer Priorität zugreifen darf, für die Übertragung ihrer UD1-PDU aus.

Beim DSMA-Protokoll setzt die Basisstation das *Busy-Flag* (codiert durch die Trainingsequenz der Downlink-Normal-Subbursts), sobald sie erkannt hat, daß in einer Zugriffsperiode gesendet wird. Damit gilt das Fenster als geschlossen und andere Mobilstationen dürfen keine neuen Zugriffsversuche mehr unternehmen.

Hat eine Mobilstation erfolgreich eine Zugriffsperiode ausgewählt, darf sie abhängig vom Max-Data Parameter der AP-PDU nicht nur ihren Reservierungswunsch sondern auch Daten ( $\text{Max-Data} > 1$ ) übertragen.

Nach einem unbestätigten Zufallszugriff ermittelt eine Mobilstation anhand des Retry-Delay Parameters der AA-PDU, wieviele Zugriffsfenster sie abwarten muß, bis sie ihren Zufallszugriff wiederholen darf. Der Max-Access-Retries Parameter der AP-PDU setzt fest, wieviele Zugriffswiederholungen durchgeführt werden dürfen.

## Architektur der ATM-Funkschnittstelle

Das Ziel der vorliegenden Arbeit liegt in der Entwicklung und Bewertung von Protokollvorschlägen für die ATM-Funkschnittstelle zwischen schnurlosen oder mobilen ATM-Terminals (Wireless Terminal, WT) und dem ATM-Festnetz. Abbildung 6.1 zeigt schematisch den Aufbau des zugrundeliegenden zellularen Mobilfunknetzes [36, 121, 154]. Die Zugangspunkte zum ATM-Festnetz werden durch Basisstationen gebildet. Sie sind aus einer oder mehreren Sende-Empfangsvorrichtungen (Transceiver, TRX) und einer Steuereinheit (Base Station Controller, BSC) aufgebaut, die die Basisstationen mit dem ATM-Festnetz verbindet und die Protokolle der Basisstation ausführt.

Ein derartiges Funknetz ermöglicht den schnurlosen ATM-Zugang in ausgewählten Bereichen in Gebäuden, im freien Gelände oder in der Nähe von Gebäuden. Es erlaubt durch Handover die freie Mobilität der Terminals

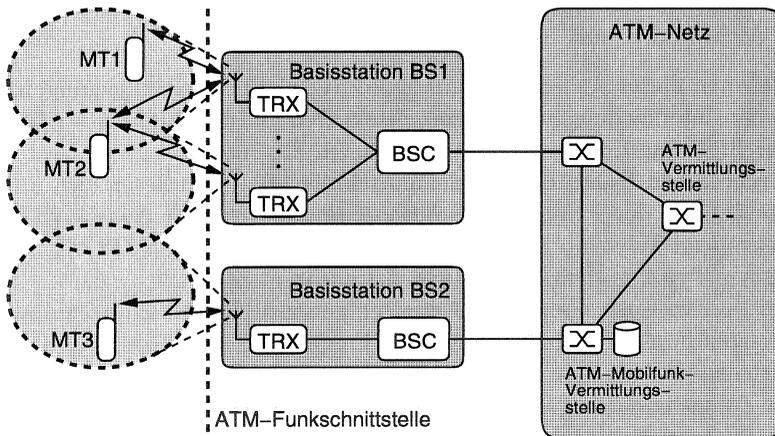


Abbildung 6.1: Architektur eines zellularen ATM-Mobilfunknetzes

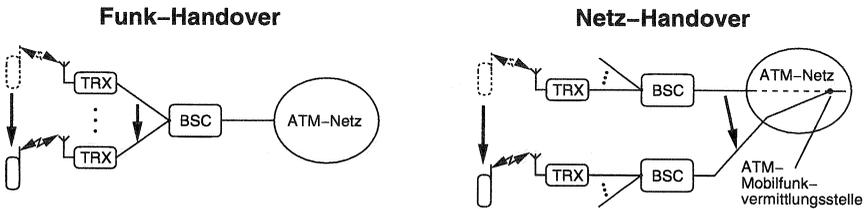


Abbildung 6.2: Handover an der ATM-Funkschnittstelle (Funk-Handover) und im ATM-Festnetz (Netz-Handover)

innerhalb seines Versorgungsbereiches.

Aufgrund der Architektur dieses Funknetzes lassen sich zwei Typen von Handovern unterscheiden, vgl. Abb. 6.2:

**Funk-Handover:** Der Funk-Handover erfolgt zwischen zwei Transceivern derselben Basisstation. Das Umschalten der virtuellen Verbindungen wird innerhalb der Basisstationssteuereinheit ausgeführt und ist unabhängig vom ATM-Festnetz.

**Netz-Handover:** Der Netz-Handover erfolgt zwischen zwei Transceivern verschiedener Basisstationen und erfordert das Umrouten von virtuellen Verbindungen innerhalb des ATM-Netzes. Hierzu ist eine spezielle, um entsprechende Mobilitätsfunktionen erweiterte ATM-Mobilfunkvermittlungsstelle notwendig.

Im Rahmen dieser Arbeit wird auf Handover nicht näher eingegangen. Detaillierte Untersuchungen zu Netzarchitekturen und Protokollen zur Handoverdurchführung findet man z.B. in [163, 51, 27, 165].

Die technischen Daten der ATM-Funkschnittstelle orientieren sich an den Empfehlungen der Projektes *Broadband Radio Access Networks* (BRAN) des European Telecommunications Standards Institute (ETSI) [17] für HIPERLAN Typ 2 und sind in Tabelle 6.1 zusammengestellt.

Es wird davon ausgegangen, daß durch eine statische Frequenzplanung benachbarten Funkzellen unterschiedliche Frequenzen zugewiesen werden und so Gleichkanalstörungen weitestgehend unterdrückt werden. Weitere Aspekte der Frequenzplanung und Verfahren zur dynamischen Kanalvergabe werden nicht berücksichtigt. Dies gestattet die isolierte Betrachtung einzelner Funkzellen mit einer zentralen Basisstation und mehreren schnurlosen bzw. mobilen Terminals.

Frequenzband	5.2 GHz
Multiplexverfahren	FDM*
Bandbreite eines Frequenzkanals	23.5 MHz
Bruttodatenrate auf einem Kanal	50.000 ATM-Zellen/s ( $\approx 20$ Mbit/s)
Duplexverfahren	TDD**
Zellradius	$\approx 20$ m (in Gebäuden) $\approx 100$ m (außen)

\*Frequency Division Multiplex, Frequenzmultiplex

\*\*Time Division Duplex, Zeitduplexverfahren

Tabelle 6.1: Technischen Daten der ATM-Funkschnittstelle

## 6.1 Modellierung einer Funkzelle als verteilter ATM-Multiplexer

Ein typischer Einsatzbereich von zellularen ATM-Mobilfunknetzen sind schnurlose lokale Netze (Wireless Local Area Networks, W-LAN), um beispielsweise Kabel zu ersetzen. Hierbei ist es wünschenswert, daß durch das schnurlose Terminal im Bereich seiner Möglichkeiten (eventuell eingeschränkte Betriebsdauer durch batteriegestützte Energieversorgung und verringerte Datenraten aufgrund der Funkübertragung) die gleichen Dienste zur Verfügung gestellt werden, wie durch ATM-Terminals mit Festnetzanschluß. Insbesondere sollten alle verfügbaren ATM-Anwendungen unverändert einsetzbar sein, d.h. sowohl in schnurlosen wie auch in den drahtgebundenen Terminals auf denselben Diensten des AAL aufsetzen.

In Abbildung 6.3 ist verdeutlicht, daß es sich bei den AAL-Protokollen um Transportprotokolle mit Ende-zu-Ende-Beziehung handelt, deren Protokollinstanzen sich in den Terminals befinden. Die Übertragung auf der ATM-Funkschnittstelle erfolgt innerhalb der ATM-Schicht basierend auf einzelnen ATM-Zellen, wobei die Einflüsse der Funkschnittstelle den Dienstbenutzern der ATM-Schicht (den Instanzen des AAL) verborgen bleiben. Dies wird im folgenden als *transparente Übertragung* von ATM-Zellen bezeichnet. Aus Benutzersicht verhalten sich die Terminals einer Funkzelle, die über die Basisstation virtuelle Verbindungen betreiben, als wären sie über ein Kabel mit einem ATM-Multiplexer verbunden, der sich am Ort der Basisstation befindet (Abb. 6.4 oben).

Somit kann die Funkzelle mit ihrer zentralen Basisstation und ihren schnur-

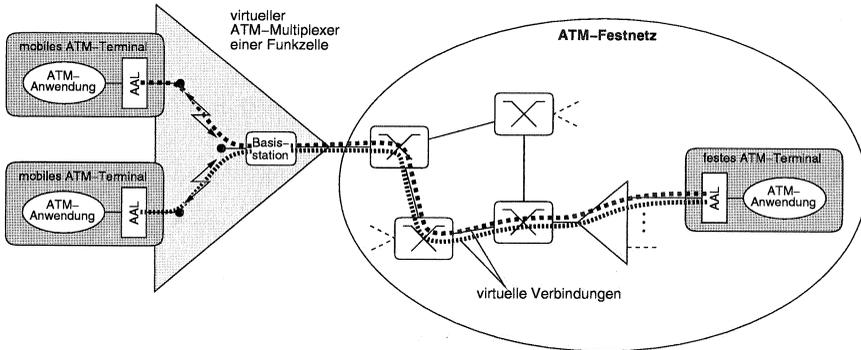


Abbildung 6.3: Einbindung eines zellularen ATM-Funknetzes in ein ATM-Festnetz

losen Terminals als verteilter, virtueller ATM-Multiplexer modelliert werden, wobei sich die ATM-Funkschnittstelle innerhalb des Multiplexers befindet (Abb. 6.4 mittlerer Teil). Um die individuellen Dienstgütereigenschaften der einzelnen virtuellen Verbindungen zu berücksichtigen, werden hier neben den Protokollen der physikalischen Schicht auch Protokolle der ATM-Schicht ausgeführt. Die gezeigten Protokollschichten der Funkschnittstelle werden in Abschnitt 6.3 erläutert.

Auf der dem Terminal zugewandten Seite des virtuellen Multiplexers befindet sich eine modifizierte UNI-Schnittstelle, die mit W-UNI (W = wireless) bezeichnet wird. Die Modifikationen beziehen sich dabei nur auf die Steuerungs- und Verwaltungsprotokollstapel. Beispielsweise wird im ATM-Multiplexer ein sogenannter Scheduler benötigt, um die Übertragungsreihenfolge von ATM-Zellen festzulegen, die in den Terminals warten. Um Datentransparenz zu gewährleisten muß der Benutzerstapel unverändert beibehalten werden. Die Modifikationen in den Steuerungs- und Verwaltungsstapeln sind erforderlich, um die Auswirkungen der Mobilität zu verwalten, an den Benutzer zu melden und dessen Einflußnahme zu ermöglichen.

Zwischen dem virtuellen Multiplexer und dem Festnetz befindet sich eine mit M-NNI bezeichnete modifizierte NNI-Schnittstelle. Sie muß gegenüber einer normalen NNI-Schnittstelle die Durchführung von Handover sowie die Verwaltung der dafür benötigten Netzbetriebsmittel ermöglichen [170].

In der Regel wird es sich bei der W-UNI Schnittstelle um eine interne

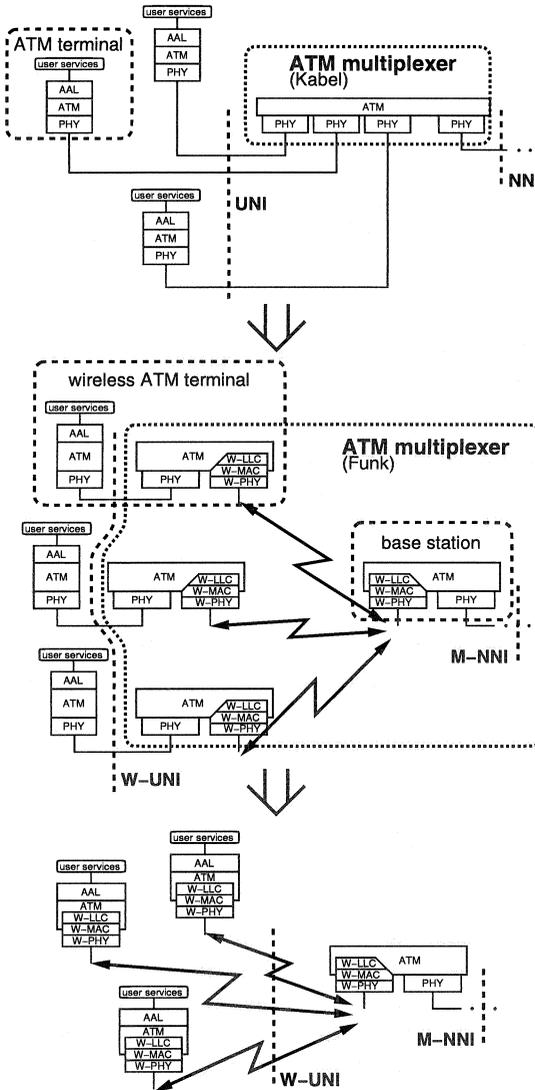


Abbildung 6.4: Implementierung eines verteilten (virtuellen) ATM-Multiplexers innerhalb einer Funkzelle

Schnittstelle innerhalb eines Terminals handeln. Um den Implementierungsaufwand zu verringern, kann in diesem Fall die AAL-Schicht direkt auf die ATM-Schicht oberhalb des Protokollstapels der Funkschnittstelle aufsetzen (Abb. 6.4, Übergang vom mittleren zum unteren Teil).

Der virtuelle ATM-Multiplexer bildet ein verteiltes Wartesystem mit Sendepuffern in Terminals (für ATM-Zellen des Uplinks) und der Basisstation (für ATM-Zellen des Downlink) und einer Steuereinheit in der Basisstation, *Scheduler* genannt, welche die Übertragungsreihenfolge von ATM-Zellen steuert.

## 6.2 Anforderungen an das Fehlerverhalten der ATM-Funkschnittstelle

Bei der Entwicklung einer ATM-Funkschnittstelle muß berücksichtigt werden, daß das ATM-Verfahren für physikalische Medien mit hoher Übertragungsgüte entwickelt worden ist, z.B. optische Glasfasertechnologie. Die Übertragung über eine Funkstecke ist jedoch weit weniger zuverlässig mit umgebungsbedingten Büschelfehlern, vgl. Kap. 3.2. Allerdings können auch bei der Glasfasertechnologie Übertragungsfehler nicht vollständig verhindert werden. Daher wird in ATM-Netzen in der AAL-Schicht abhängig vom Diensttyp ein Ende-zu-Ende Fehlerbehandlungsverfahren ausgeführt, und in der ATM-Schicht wird die Routinginformation in den Zellköpfen durch zusätzliche Redundanz gesichert (Header Error Control, HEC), vgl. Abb. 2.2.

Im folgenden wird erläutert, daß mit dem Ende-zu-Ende Fehlerbehandlungsverfahren der AAL-Schicht, das auf Fehlererkennung und Wiederholungsübertragungen besteht, die geforderte Bitfehlerhäufigkeit für die Funkübertragungsstrecke nicht erreichbar ist. Stattdessen ist ein zusätzliches Fehlerbehandlungsverfahren auf der ATM-Funkschnittstelle erforderlich, das einzelne ATM-Zellen dienstklassenspezifisch auf der Funkübertragungsstrecke sichert. Da sich die Funkschnittstelle transparent gegenüber der AAL-Schicht verhalten soll, muß ein Sicherungsprotokoll innerhalb der LLC-Schicht unmittelbar an der ATM-Funkschnittstelle vorgesehen werden.

Für die echtzeit-orientierten CBR- und VBR-Dienste werden die AAL-Protokolle Typ 1 und Typ 2 eingesetzt. Sie versehen ihre Protokolldateinheiten (Protocol Data Unit, PDU) mit Laufnummern und Prüfbits, um

verlorene oder fehlerhaft eingefügte ATM-Zellen zu erkennen. Optional können durch Verwendung eines FEC-Verfahrens Bitfehler gegebenenfalls korrigiert werden [61]. Übersteigt auf einer Funkübertragungsstrecke die Bitfehlerhäufigkeit in der ATM-Schicht die Korrekturfähigkeit des benutzten Codes, wird die vom Anwender geforderte Dienstgüte unterschritten. In den AAL-Protokollen Typ 3/4 und Typ 5 wird in der obersten AAL-Teilschicht (Service Specific Convergence Sublayer, SSCS) ein ARQ-Protokoll ausgeführt, das sich auf die Funktionen zur Erkennung von Bitfehlern und Zellverlusten der tieferen AAL-Teilschichten (Common Part Convergence Sublayer, CPCS und Segmentation and Reassembly, SAR) stützt [50]. Ein SSCS-Protokoll für die AAL-Typen 3/4 wurde bisher im Detail nicht spezifiziert. Für den AAL-Typ 5 besteht das *Service Specific Connection Oriented Protocol* (SSCOP) [64], das Laufnummern von 24 bit Länge verwendet und Blöcke mit Informationsfeldern einer Länge von bis zu 64 kbyte unterstützt. Bei einer angenommenen Ende-zu-Ende Bitfehlerhäufigkeit von  $10^{-7}$  ergibt sich für Pakete mit 1 kbyte Länge eine Paketverlustwahrscheinlichkeit von  $10^{-3}$ , womit eine effiziente Ausführung des ARQ-Protokolls möglich ist [53]. Die typische Bitfehlerhäufigkeit einer durch FEC-Verfahren geschützten Funkübertragungsstrecke liegt im Bereich von  $10^{-3}$  bis  $10^{-5}$  [29, 120] und ist damit zu hoch, um im AAL-Protokoll durch ARQ-Verfahren mittels eines Ende-zu-Ende Transportprotokolls korrigiert zu werden.

### 6.3 Der Protokollstapel der ATM-Funkschnittstelle

Der Funkkanal des virtuellen Multiplexer macht gegenüber dem Festnetz zusätzliche Maßnahmen erforderlich:

**Aspekte der Funkübertragung:** Protokolle und Algorithmen der Bitübertragungsschicht im Funkmodem

**Kanalzugriff:** Koordination des Zugriffs auf den gemeinsam benutzten Funkkanal zur Realisierung der durch den Scheduler vorgegebenen Übertragungsreihenfolge von ATM-Zellen

**Fehlersicherung:** Aufgrund der unzuverlässigen Übertragungsbedingungen des Funkkanals ist der Einsatz von dienstklassenspezifischen Fehlersicherungsverfahren erforderlich.

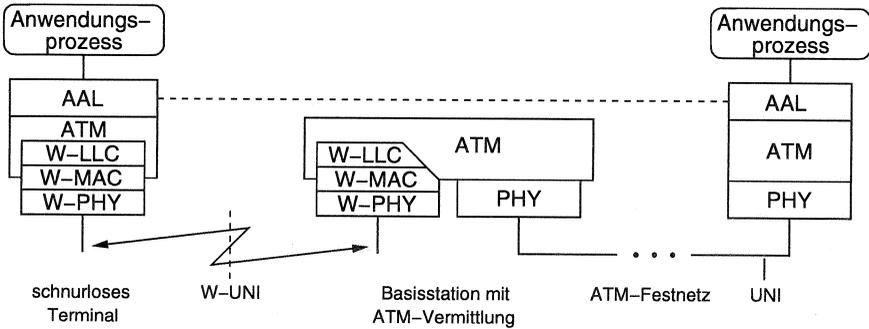


Abbildung 6.5: Protokollstapel einer ATM-Funkschnittstelle

Die daraus resultierenden Funktionen werden von dem in Abbildung 6.5 dargestellten Protokollstapel der ATM-Funkschnittstelle ausgeführt. Er enthält eine für die Funkübertragung ausgelegte Bitübertragungsschicht (Wireless Physical Layer, W-PHY), und eine Sicherungsschicht (Data Link Control Layer, DLC), die aus den Teilschichten zur Koordinierung des Kanalzugriffs (Medium Access Control, MAC) und der Steuerung der logischen Kanäle (Logical Link Control, LLC) besteht.

Die MAC-Schicht stellt dem Scheduler Dienste zur Verfügung, die er zur Steuerung der Übertragungsreihenfolge der ATM-Zellen benötigt. Sie führt dazu ein Signalisierprotokoll aus, das den Terminals die Lage der Zeitschlitze mitteilt, in denen sie ATM-Zellen über den Uplink zur Basisstation versenden dürfen, bzw. in denen sie von der Basisstation über den Downlink gesendete ATM-Zellen empfangen müssen. Desweiteren ist die MAC-Schicht für die Übertragung von Kapazitätsanforderungen von den Terminals zur Basisstation zuständig, mit denen der Scheduler über die verbindungs-spezifischen Belegungszustände der Puffer in den Terminals informiert wird.

Die LLC-Teilschicht führt die dienstklassenspezifischen Sicherungsverfahren gegen Übertragungsfehler der Funkstrecke aus. Derartige Sicherungsverfahren bestehen üblicherweise aus einer Kombination von Vorwärtsfehlerschutz (FEC) und automatischer Wiederholung gestört übertragener Blöcke (ARQ). Die FEC wird sinnvollerweise mit einer geeigneten Kanal-codierung verbunden und unterliegt damit dem Einflußbereich der Bitübertragungsschicht. In der LLC-Teilschicht werden die dienstklassenspezifischen ARQ-Protokolle ausgeführt. Sie enthält je ATM-Dienstklasse

einen eigenen Dienstzugangspunkt, um den Aufwand für die Fehlersicherung den individuellen Anforderungen der einzelnen virtuellen Verbindung anzupassen.

Die verbindungsspezifische Funktionsweise der Fehlersicherung erfordert die Anordnung der LLC-Teilschicht oberhalb der Multiplexfunktion des Schedulers. Da im ATM-Referenzmodell für Festnetze eine verbindungsspezifische Fehlersicherung unterhalb der AAL-Schicht nicht vorgesehen ist und somit keine LLC-Teilschicht existiert, ist zur Vereinfachung des Protokollstapels die verbleibende Funktionalität der Sicherungsschicht (Dienstgütesteuerung und Multiplexfunktionen des Schedulers) in den unteren Teil der ATM-Schicht verlagert worden. An der ATM-Funkschnittstelle wird dies berücksichtigt, indem der untere Teil der ATM-Schicht, der den Scheduler enthält, durch die LLC-Teilschicht und Teile der MAC-Teilschicht ersetzt wird.

## Bedienstrategien des Schedulers der ATM-Funkschnittstelle

Der Scheduler im virtuellen ATM-Multiplexer der ATM-Funkschnittstelle stützt sich bei der Durchführung der Übertragungsreihenfolgesteuerung auf die Dienste der MAC-Schicht. Der von ihr erbrachte Dienst ist daher stark von der Bedienstrategie des Schedulers abhängig. Es ist somit zweckmäßig, zunächst anhand eines einfachen Modells geeignete Bedienstrategien zu bewerten, um dann im nächsten Schritt deren Realisierung anhand eines konkreten MAC-Protokolls zu untersuchen.

Bei den folgenden Betrachtungen zu Bedienstrategien des Schedulers wird vorausgesetzt, daß der Verkehr durch die bei der Verbindungsannahme vereinbarten Verkehrsparameter beschrieben werden darf.

### 7.1 Die Funkzelle des W-ATM Systems als verteiltes Wartesystem

Die Summendatenrate an der Funkschnittstelle zwischen Basisstation und Terminals beträgt 50.000 ATM-Zellen pro Sekunde ( $\approx 20$  Mbit/s). Die im Scheduler eingesetzte Bedienstrategie muß insbesondere die Wartezeiten von ATM-Zellen in den Puffern minimieren. Da die maximal zulässigen Verzögerungen bei den ATM-Dienstklassen sehr verschieden sind, müssen ATM-Zellen dienstklassenspezifisch bedient werden. Zur Unterscheidung der Dringlichkeiten für die Bedienung sind statische Prioritäten für die Dienstklassen geeignet mit abnehmenden Prioritäten in der Reihenfolge CBR/VBR, ABR, UBR. Für UBR-Verbindungen ist keine Dienstgüte definiert. Ihre Zellen können beliebig bedient werden, solange die Reihenfolge innerhalb derselben virtuellen Verbindung erhalten bleibt. ABR-Verbindungen sind bezüglich der Übertragungsverzögerungen unempfindlich, deshalb können die für Festnetzmultiplexer entwickelten Algorithmen unverändert übernommen werden (z.B. die Klasse der

Weighted-Fair-Queueing Algorithmen [2]). Sie sorgen dafür, daß die für die ABR-Dienstklassen zur Verfügung stehende Kapazität gleichmäßig unter den Verbindungen aufgeteilt wird. Die Bedienung von echtzeit-orientierten VBR- und CBR-Verbindungen erfordert den größten Aufwand, weil bei ihnen zum einen die mittleren Wartezeiten minimiert werden müssen, zum anderen aber auch die Wahrscheinlichkeit von Verspätungen (sogenannte Terminüberschreitungen) von ATM-Zellen. Eine Ausnahme bilden niedriggradige CBR-Verbindungen (z.B. Sprach-Dienste mit 64 kbit/s, Video-Telefonie mit 128 kbit/s), die nur einen geringen Teil der Kanalkapazität belegen. Sie lassen sich sehr einfach behandeln, wenn sie höchste statische Priorität haben und deshalb allen anderen Dienstklassen vorgezogen werden.

Das resultierende Wartemodell ist in Abbildung 7.1 dargestellt. Es basiert auf einem G/D/1/NONPRE Warteraum mit beliebigem (general, G) Ankunftsprozeß, konstanter (deterministic, D) Bediendauer der ATM-Zellen des einen Bedieners (Funkkanal) und nicht-unterbrechenden (nonpreemptive, NONPRE) statischen Prioritäten zwischen den Warteschlangen verschiedener Dienstklassen. Innerhalb derselben Dienstklasse werden dienstspezifische Abfertigungsstrategien angewendet, die für die echtzeit-orientierten CBR/VBR-Dienste zunächst undefiniert bleiben. Die deterministischen Bediendauern sind durch die feste Länge von ATM-Zellen begründet. Die begrenzten Warteschlangen können bei der ABR- und UBR-Dienstklasse zu Pufferüberläufen führen. Bei der VBR- und CBR-Dienstklasse ist das Verwerfen von Zellen vor der Übertragung möglich. Übertragungsfehler führen zu Wiederholungsübertragungen, die durch das Zurückführen eines bestimmten Anteils der fertig bedienten Zellen modelliert werden. Der Vollständigkeit halber enthält das Modell den Ausgangspuffer zwischen dem Bediener und der abgehenden Festnetzleitung. In der Regel wird diese eine wesentlich höhere Datenrate als die Funkübertragungsstrecke besitzen, so daß die Belegung des Ausgangspuffers sehr niedrig ist.

Die Sendepuffer des virtuellen ATM-Multiplexers sind auf Terminals (ATM-Zellen des Uplinks) und die Basisstation (ATM-Zellen des Downlinks) verteilt. Der Scheduler in der Basisstation hat daher nur eine unvollständige Information über die Belegungszustände der Sendepuffer in Terminals. Dies wird durch eine Informationsfunktion modelliert. Die Einflüsse eines realen Systems sind:

- Die Nachrichten zur Information des Schedulers über den Belegungs-

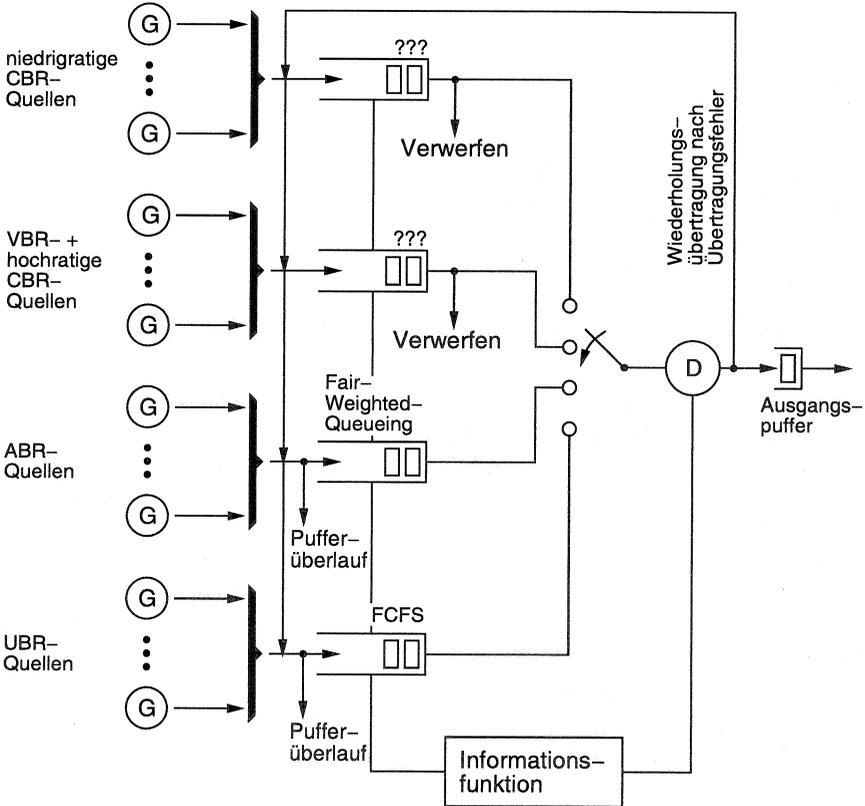


Abbildung 7.1: Modellierung des virtuellen Multiplexers als Wartesystem

zustand des Sendepuffers eines Terminals haben eine begrenzte Länge. Die hierdurch notwendig werdende Codierung des Belegungszustands resultiert in einem Quantisierungsfehler.

- Information über Neuankünfte von ATM-Zellen in Terminals erreichen den Scheduler verzögert, so daß deren Dringlichkeit u.U. verspätet berücksichtigt wird.

Bei der Bewertung von Bedienstrategien müssen folgende Aspekte berücksichtigt werden:

- Güte der Einhaltung von Dienstgüteanforderungen
- Auswirkung unvollständiger Information des Schedulers über Pufferzustände auf die Wartezeiten
- Berechnungsaufwand im Scheduler für jede einzelne (zu übertragende) ATM-Zelle
- Berechnungsaufwand für die Parametrierung zur Zeit des Verbindungsaufbaus

Die Bedienung von ABR- und UBR-ATM-Zellen erfordert keine funkspezifischen Maßnahmen und wird im folgenden nicht weiter betrachtet. Dieses Kapitel konzentriert sich auf die Bedienung von echtzeit-orientierten VBR- und CBR-ATM-Zellen.

## 7.2 Bedienstrategien für echtzeit-orientierte VBR-Verbindungen

Zur analytischen Bewertung von Bedienstrategien für echtzeit-orientierte VBR-Verbindungen wird deren Prioritätsebene losgelöst untersucht. Übertragungsfehler werden vernachlässigt und eine ideale Informationsfunktion angenommen. Desweiteren werden unbegrenzte Warteschlangen betrachtet, so daß Zellverluste nur durch Terminüberschreitungen verursacht werden. Das verbleibende Modell bildet einen G/D/1 Warteraum, vgl. Abb. 7.2. Obwohl dieses Modell das reale System idealisiert, ist es aufgrund seiner analytischen Berechenbarkeit zur Diskussion der Eigenschaften von Bedienstrategien geeignet. Wie später anhand von Simulationen sichtbar wird, zeigen realistische Modelle ein vergleichbares Systemverhalten bei den entsprechenden Bedienstrategien.

Terminüberschreitungen entstehen, wenn die Übertragungsverzögerung einer ATM-Zelle durch das gesamte ATM-Netz die maximale Zellverzögerung  $maxCTD$  überschreitet. Die ATM-Funkschnittstelle darf als Teilstrecke einer Route durch das ATM-Netz nur einen Bruchteil der zulässigen Ende-zu-Ende Verzögerung  $maxCTD$  beitragen. Die Vorgabe einer maximalen Verzögerung, in der eine erfolgreiche Übertragung über die Funkschnittstelle erfolgt sein muß, gestaltet sich schwierig. Als Richtwert wird im folgenden beispielhaft die maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  an der Funkschnittstelle zu 10% der zulässigen Ende-zu-Ende Verzögerung  $maxCTD$  angesetzt.

Weil der Scheduler für VBR-Verbindungen insbesondere die maximalen Verzögerungen von ATM-Zellen berücksichtigen muß, erscheint die Anwen-

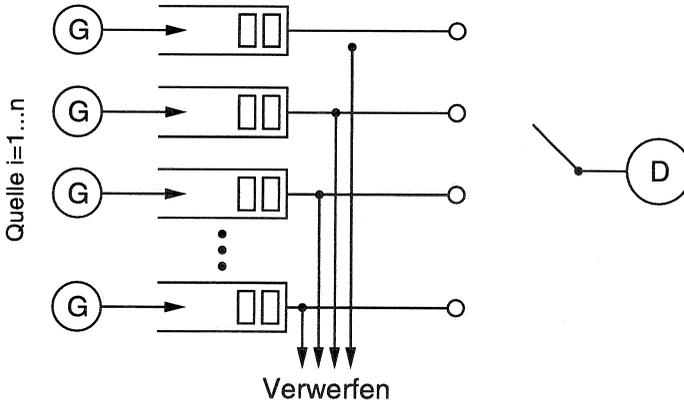


Abbildung 7.2: Modellierung der VBR-Dienstklasse des virtuellen Multiplexers durch einen G/D/1 Warteraum

derung von terminorientierten Bedienstrategien notwendig. Diese These wird im folgenden verifiziert, indem zunächst statische und verschiedene terminorientierte (dynamische) Strategien vorgestellt werden. Für G/D/1 Warterräume mit Prioritäten sind bisher keine analytischen Ergebnisse gekannt. Deshalb erfolgt die mathematische Analyse für das einfache Modell M/D/1 mit gedächtnislosem (Markov, M) Ankunftsprozeß (hier ein Poissonprozeß). Die Analyseergebnisse werden durch stochastische Simulation eines Testszenarios verifiziert. Anschließend werden realistischere Quellenmodelle verwendet und Auswirkungen des Verwerfens verspäteter Zellen untersucht. Weitergehende Untersuchungen zu diesem Thema findet man in [71].

### 7.2.1 Analyse von statischen Prioritäten im M/D/1 Warteraum

Die Bearbeitung der Übertragungswünsche wartender ATM-Zellen kann nach dem nicht-unterbrechenden Prioritätenverfahren erfolgen, d.h. eine Zelle wird übertragen, sobald keine weiteren Zellen höherer Prioritätsklassen mehr vorhanden sind. Innerhalb einer Prioritätsklasse werden Zellen in der Reihenfolge ihrer Ankunft (FCFS) übertragen. Die Zuordnung einer Verbindung zu einer Prioritätsklasse erfolgt beim Verbindungsaufbau. Dabei kann es erforderlich werden, das Prioritätenverhältnis zwischen *allen* Verbindungen, also auch den bereits bestehenden, neu festzulegen.

Die Vergabe der statischen Prioritäten ist ein Optimierungsproblem mit diskreten Funktionen, wobei die Summe der gewichteten Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten bzw. Zellverlustwahrscheinlichkeiten<sup>1</sup> (CLR) aller Verbindungen unter Einhaltung der CLR jeder einzelnen Verbindung zu minimieren ist.

Hierzu muß die Verteilung der Wartezeiten im M/D/1/FCFS/NONPRE Warteraum bekannt sein. Eine Herleitung der ersten beiden Momente der Wartezeiten der  $i$ -ten Prioritätsklasse  $W_i$  und  $W_i^{(2)}$  erfolgt nach den Gleichungen (7.1) und (7.2), mit  $N$  Prioritätsklassen und deterministischer Bediendauer mit  $\beta^{(n)} = 1$  [74, 66].

Unter Verwendung von  $\lambda_{<k} = \sum_{j=0}^{k-1} \lambda_j$  und  $\lambda_{\leq k} = \sum_{j=0}^k \lambda_j$  gilt:

$$W_i = \frac{\lambda_{\leq N}}{2(1 - \lambda_{\leq i})(1 - \lambda_{<i})} \quad (7.1)$$

$$W_i^{(2)} = \frac{\lambda_{\leq N} \lambda_{<i}}{2(1 - \lambda_{\leq N})(1 - \lambda_{<i})} + \frac{\lambda_{\leq N}}{3(1 - \lambda_{\leq i})(1 - \lambda_{<i})^2} + \frac{\lambda_{\leq N} \lambda_{<i}}{2(1 - \lambda_{<i})^2(1 - \lambda_{\leq i})^2} \quad (7.2)$$

Die tatsächliche Wartezeitverteilungsfunktion läßt sich mit der in Gleichung (7.3) angegebenen entartet negativ exponentiellen Verteilungsfunktion approximieren, wobei der Fehler (Unterschied zwischen approximierter und tatsächlicher Verteilungsfunktion) um so geringer ist, je höher die Quantile der Verteilungsfunktion sind ( $P(\leq t) \rightarrow 1$ ). Diese Approximation ist zulässig, weil die Wartezeitverteilungsfunktionen von M/G/1-Modellen für große Wartezeiten negativ exponentiell verteilt ist [160].

$$P(\leq t) = 1 - (1 - p)e^{-\mu t} \quad (7.3)$$

Das  $r$ -te Moment dieser Verteilung lautet:

$$W^{(r)} = r! \frac{1 - p}{\mu^r} \quad (7.4)$$

Die ersten beiden Momente der zu approximierenden Verteilungsfunktion genügen zur Parametrierung der entartet negativ exponentiellen Verteilungsfunktion:

<sup>1</sup>Die Zellverlustwahrscheinlichkeit (CLR) entspricht der Wahrscheinlichkeit, daß für den betrachteten Verbindungstyp der Termin überschritten wird

$$p = 1 - \frac{2W^2}{W^{(2)}} \quad (7.5)$$

$$\mu = \frac{2W}{W^{(2)}} \quad (7.6)$$

Die Forderung nach der Minimierung der Summe der gewichteten Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten bzw. Zellverlustwahrscheinlichkeiten (CLR) aller Verbindungen, ergibt sich formal durch die Minimierung der in Gleichung (7.7) angegebenen Größe  $\overline{CLR}$ .

$$\overline{CLR} = \frac{1}{\lambda_{\leq N}} \sum_{i=1}^N \lambda_i P_i(> \tau_{dmax,i}) = \frac{1}{\lambda_{\leq N}} \sum_{i=1}^N \lambda_i (1 - p_i) e^{-\mu_i \tau_{dmax,i}} \quad (7.7)$$

Hierbei entspricht  $\lambda_i$  der Ankunftsrate und die Größen  $p_i$  und  $\mu_i$  den Parametern der approximierten Wartezeitverteilungsfunktion der Verbindung der  $i$ -ten Prioritätsklasse.

Die Nebenbedingungen der Einhaltung der CLR jeder einzelnen Verbindung lautet:

$$P_i(> \tau_{dmax,i}) \leq CLR_i, \quad \text{für alle } 1 \leq i \leq N \quad (7.8)$$

Für andere Optimierungsziele sind entsprechend geeignete Kostenfunktionen auszuwählen.

Durch kombinatorisches Vertauschen der Zuordnung von Verbindungen zu Prioritätsklassen kann das Minimum gesucht werden, wobei es durchaus sinnvoll sein kann, zwei Verbindungen trotz unterschiedlicher Anforderungen an CLR und  $\tau_{dmax}$  der gleichen Klasse zuzuordnen.

Für die Suche nach der optimalen Kombination ergeben sich folgende Möglichkeiten:

- Ausprobieren aller Kombinationen, wobei sich nach den Regeln der Kombinatorik bei  $N$  Verbindungen  $K$  verschiedene Kombinationen ergeben, mit:

$$N! < K < N^N \quad (7.9)$$

- Einsatz intelligenter Suchstrategien, wobei zu berücksichtigen ist, daß anstelle der optimalen Kombination auch eine suboptimale Lösung ausreicht.

### 7.2.2 Analyse von terminorientierten Prioritäten im M/D/1 Warteraum

#### Earliest-Due-Date-First (EDD) Strategie

Terminorientierte Prioritäten setzen für jede Auftragsklasse (hier: Verbindung) die Festlegung einer maximalen Verzögerung  $\tau_{dmax}$  voraus, nach der die Bearbeitung eines Auftrags (hier: Übertragung einer ATM-Zelle) spätestens begonnen sein muß, weil er sonst zu spät bedient wird und verloren geht. Für jede Zelle besteht daher ein Termin (Due-Date)  $\tau_{DD_i} = t_0 + \tau_{dmax,i}$ , wobei  $t_0$  der Eintrittszeitpunkt der Zelle in die Warteschlange ist. Die Priorität einer Zelle der  $i$ -ten Verbindung mit der maximalen Verzögerung  $\tau_{dmax,i}$  wächst linear mit der Wartezeit:

$$q_i(t) = \tau_{DD_i} - t = \tau_{dmax,i} - (t - t_0) \quad (7.10)$$

Es wird jeweils die Zelle mit der niedrigsten Prioritätszahl  $q_i(t)$  (höchste Priorität) als nächste übertragen. Bezogen auf die Zellen derselben Verbindung ergibt sich dabei die Bedienstrategie FCFS. Eine solche Abfertigungsstrategie wird als *Earliest-Due-Date-First* (EDD) bezeichnet [65]. In verschiedenen Beiträgen wird gezeigt, daß die EDD-Strategie die Wahrscheinlichkeit von Terminüberschreitungen minimiert [159, 137].

Die EDD-Strategie ist ein Sonderfall der im nächsten Abschnitt untersuchten Relative-Urgency Strategie. Daher wird hier auf eine analytische Behandlung verzichtet.

#### Die Relative-Urgency (RU) Strategie

Wenn  $\tau_{DD_i}$  nicht als Termin einer Zelle der  $i$ -ten Verbindung sondern allgemeiner als deren Wichtigkeit (Urgency) interpretiert wird, erhält man die Relative-Urgency (RU) Strategie. Hierbei läßt sich in der Priorität einer Zelle nicht nur deren maximale Verzögerung, sondern auch die geforderte mittlere Wartezeit sowie die im vorliegenden Fall besonders wichtige maximale Zellverlustwahrscheinlichkeit (CLR) berücksichtigen. Es wird jeweils die Zelle als nächstes übertragen, deren *relative Wichtigkeit*  $U_{RU_i}(t)$  minimal ist:

$$U_{RU_i}(t) = U_{0_i} - (t - t_0) \quad (7.11)$$

$U_{0_i}$  ist dabei die Anfangswichtigkeit von Zellen der  $i$ -ten Verbindung und  $t_0$  der Eintrittszeitpunkt der Zelle in die Warteschlange.

Nach [158] lassen sich nach der Einführung der mittleren Wichtigkeit  $\bar{U}_0$  die Wartezeitverteilungsfunktionen und die komplementären Verteilungsfunktionen für hohe f-Quantile  $f \rightarrow 1$  angeben ( $N$  Prioritätsklassen, deterministische Bediendauer mit  $\beta^{(n)} = 1$ ):

$$\bar{U}_0 = \frac{\sum_{i=1}^N \lambda_i U_{0i}}{\lambda_{\leq N}} \quad (7.12)$$

$$P(W_i \leq t) = 1 - (1 - p)e^{-\mu(\bar{U}_0 - U_{0i})} e^{-\mu t} \quad (7.13)$$

$$P(W_i > t) = (1 - p)e^{-\mu(\bar{U}_0 - U_{0i})} e^{-\mu t} \quad (7.14)$$

Hierbei sind  $p$  und  $\mu$  die in den Gleichungen (7.5) und (7.6) angegebenen Parameter der entartet negativ exponentiellen Verteilung, welche hier für die Approximation der Wartezeitverteilungsfunktion eines M/D/1/FCFS-Warteraums mit  $\lambda_{FCFS} = \lambda_{\leq N}$  parametrisiert wird. Dabei gilt mit  $\beta^{(n)} = 1$ :

$$W_{FCFS} = \frac{\lambda_{FCFS}}{2(1 - \lambda_{FCFS})} \quad (7.15)$$

$$W_{FCFS}^{(2)} = \frac{\lambda_{FCFS}}{3(1 - \lambda_{FCFS})} + \frac{\lambda_{FCFS}^2}{2(1 - \lambda_{FCFS})^2} \quad (7.16)$$

$$(7.17)$$

Abschließend sind einige wichtige Eigenschaften des M/D/1/FCFS/RU Warteraums festzuhalten:

- Werden die Anfangswichtigkeiten gleich der maximalen Verzögerung  $U_{0i} = \tau_{dmax,i}$  gesetzt, so ergibt sich die EDD-Strategie.
- Erhalten alle Prioritätsklassen die gleiche Wichtigkeit  $U_0$ , so werden sie auch identisch behandelt und es ergibt sich eine FCFS Strategie ohne Unterscheidung von Klassen.
- Liegen die Wichtigkeiten zweier Prioritätsklassen  $i$  und  $k$  sehr weit auseinander, so wird der Fall statischer Prioritäten für  $i$  und  $k$  approximiert.
- Nach [65] unterscheiden sich die Zeiten  $T_i$  und  $T_k$  der f-Quantile der Wartezeitverteilungsfunktion für  $f \rightarrow 1$  um die Differenz der Wichtigkeiten.

### Optimale Vergabe der Anfangswichtigkeiten bei der RU-Strategie

Die Festsetzung der Anfangswichtigkeiten der RU-Strategie bildet ein Optimierungsproblem, das die maximal zulässigen Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten jeder einzelnen Verbindung berücksichtigen muß. Analog zu den statischen Prioritäten müssen bei der Einrichtung einer zusätzlichen Verbindung die Anfangswichtigkeiten aller Verbindungen überprüft werden. Es ist zu beachten, daß die maximal zulässigen Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten  $P_i(> \tau_{dmax,i}) \leq CLR_i$  sowohl die maximale Verzögerung  $\tau_{dmax,i}$  als auch die maximale Zellverlustwahrscheinlichkeit  $CLR_i$  dieser Verbindung berücksichtigt. Mit Gleichung 7.14 ergibt sich die für jede Verbindung zu erfüllende Bedingung:

$$P_i(> \tau_{dmax,i}) = (1 - p)e^{-\mu(\bar{U}_0 - U_{0i})} e^{-\mu\tau_{dmax,i}} \leq CLR_i \quad (7.18)$$

Zur Optimierung wird analog zu den statischen Prioritäten (vgl. Gl. (7.7)) angestrebt, die Summe der gewichteten Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten aller Verbindungen  $\overline{CLR}$  in Gleichung (7.19) zu minimieren.

$$\overline{CLR} = \frac{1}{\lambda_{\leq N}} \sum_{i=1}^N \lambda_i P_i(> \tau_{dmax,i}) = \frac{1}{\lambda_{\leq N}} \sum_{i=1}^N \lambda_i (1 - p) e^{-\mu(\bar{U}_0 - U_{0i})} e^{-\mu\tau_{dmax,i}} \quad (7.19)$$

Durch Umformung erhält man aus (7.18):

$$\bar{U}_0 - U_{0i} \geq C_i \quad \text{für alle } 1 \leq i \leq N \quad (7.20)$$

Dabei ist:

$$C_i = -\frac{1}{\mu} \ln \left( \frac{CLR_i}{1 - p} \right) - \tau_{dmax,i} \quad (7.21)$$

Insgesamt liegt mit den Ungleichungen (7.19) und (7.20) ein multivariantes nichtlineares Optimierungsproblem unter Nebenbedingungen vor [45]. Die Lösung dieses Optimierungsproblems ist aufwendig, und es kann nicht garantiert werden, daß sie überhaupt gefunden wird. Deswegen wird bei den weiteren Überlegungen nur das Ziel verfolgt, **eine** Kombination von Wichtigkeiten zu finden, die die Ungleichungen (7.20) erfüllen. Damit überhaupt eine Lösung existiert, muß (7.22) erfüllt sein.

$$\sum_{i=1}^N C_i - (\bar{U}_0 - U_{0i}) = \sum_{i=1}^N \left( \frac{\lambda_i}{\lambda_{\leq N}} C_i \right) \leq 0 \quad (7.22)$$

Zum Auffinden einer Lösung wird die Ungleichung (7.20) in eine Gleichung (7.23) umgewandelt.

$$\bar{U}_0 - U_{0i} = C_i \quad \text{für alle } 1 \leq i \leq N \quad (7.23)$$

Anschließend kann ein  $U_{0i}$  vorgegeben werden, die anderen werden nach (7.24) berechnet.

$$U_{0i} = C_j - C_i + U_{0j} \quad (7.24)$$

Die Bedienstrategie mit dieser Berechnung der relativen Wichtigkeiten wird im folgenden auch als *Optimized Relative Urgency* (ORU) bezeichnet.

### 7.2.3 Simulative Verifikation der Analyse des M/D/1 Warteraums

Die Genauigkeit der in den Abschnitten 7.2.1 und 7.2.2 bei der Analyse des M/D/1 Warteraums durchgeführten Approximationen, sowie der Berechnung der Anfangswichtigkeiten beim ORU-Verfahren werden in diesem Abschnitt durch stochastische Simulation überprüft. Hierzu wird ein Testszenario mit drei virtuellen Verbindungen<sup>2</sup> (VC) und den in Tabelle 7.1 zusammengestellten Dienstgüteparametern simuliert. Dabei werden anspruchsvolle Anforderungen an Zellverlustwahrscheinlichkeiten und Verzögerungen gewählt, um innerhalb einer vertretbaren Simulationsdauer zu statistisch gesicherten Ergebnissen zu gelangen. Bei einem Kanal mit 50.000 Zeitschlitzen pro Sekunde wurden  $10^9$  Zeitschlitze (entsprechend einer Systemdauer von 5h30m) simuliert. Der relative Fehler der Meßwerte wurde mit Hilfe des LRE-Algorithmus überwacht [138]. Er liegt bei allen dargestellten Diagrammen stets unter 5%. Zur Dokumentation der Zellverzögerung und Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit wird die Darstellungsform der komplementären Verteilungsfunktion  $P(\tau_d > t)$  (auch als  $P(> \tau_d)$  geschrieben) der Zellverzögerungen verwendet, siehe auch Kapitel 9.1.1.

<sup>2</sup>Bei W-ATM Systemen sind nur Picozellen realisierbar. Die Zahl gleichzeitiger aktiver Terminals ist dementsprechend klein.

VC	$\lambda$	$\tau_{dmax}/\tau_{slot}$	CLR
1	0.2	10	$10^{-4}$
2	0.45	22	$10^{-2}$
3	0.2	32	$10^{-4}$

Tabelle 7.1: Dienstgüteeanforderungen der Verbindungen im Testscenario zur Bewertung der Bedienstrategien

Für die folgenden Bedienstrategien wird überprüft, ob sie in der Lage sind, die geforderte Dienstgüte für alle Verbindungen einzuhalten.

- First-Come-First-Serve (FCFS)
- Statische Prioritäten
- Earliest-Due-Date-First (EDD)
- Optimized-Relative-Urgency (ORU)

### FCFS

Mit der FCFS-Strategie stellt sich laut Abb. 7.3 (oben) für alle Verbindungen dieselbe komplementäre Wartezeitverteilung ein. Die zeitunkritische Verbindung VC 3 wird dabei zu stark bevorzugt, so daß die Dienstgüte der zeitkritischen Verbindung VC 1 nicht erfüllt wird.

### Statische Prioritäten

Wie bereits in Abschnitt 7.2.1 erwähnt, kann mit statischen Prioritäten die Dienstgüte in manchen Szenarien nicht für alle Verbindungen garantiert werden. Dies ist hier der Fall, vgl. Abb. 7.3 (zweite von oben). VC 1 und VC 3 werden zu stark bevorzugt, so daß sich für VC 2 eine zu hohe Zellverlustwahrscheinlichkeit einstellt.

### EDD

Die analytisch in Abschnitt 7.2.2 hergeleitete Gesetzmäßigkeit, daß alle Verbindungen dieselbe Zellverlustwahrscheinlichkeit erleiden, bestätigt sich auch in der Simulation, vgl. Abb. 7.3 (zweite von unten). Diese Strategie vermeidet zwar die im Fall von FCFS auftretenden hohen Verluste der besonders zeitkritischen Zellen von VC 1, aber die individuellen Anforderungen

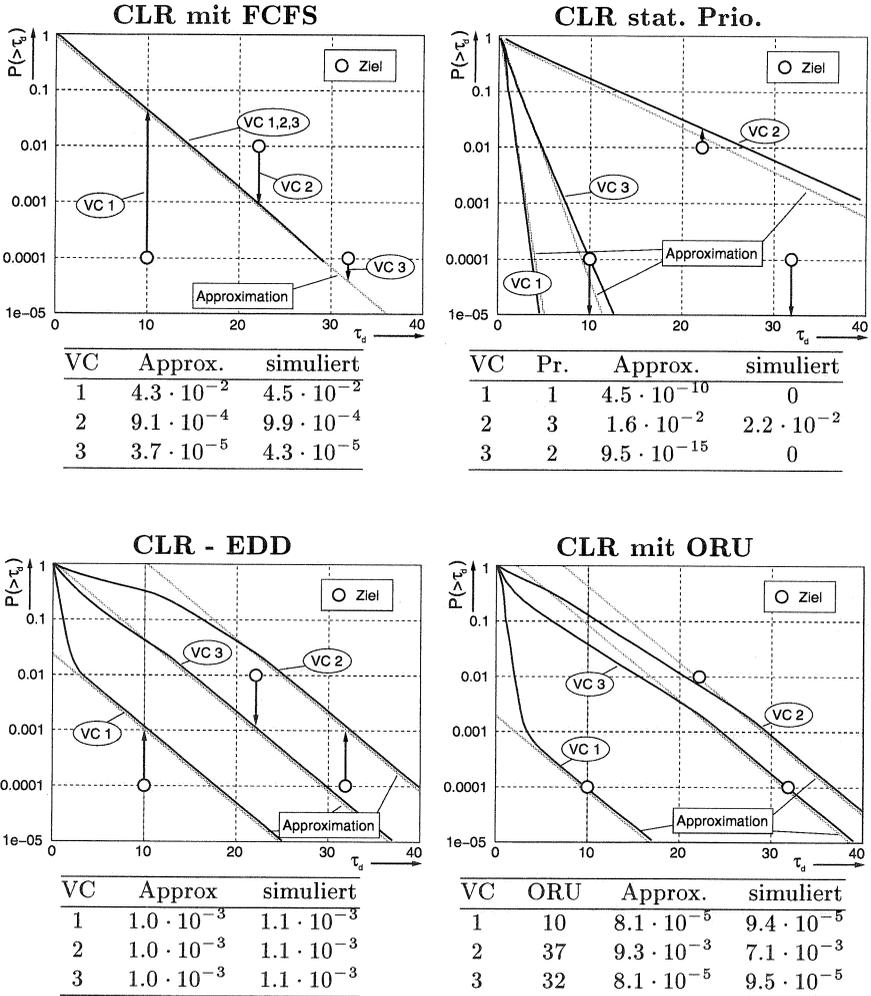


Abbildung 7.3: Komplementäre Verteilung der Wartezeit sowie Zellverlustwahrscheinlichkeiten für die simulierten Bedienstrategien. Die Kreise zeigen die jeweils geforderte Zellverlustwahrscheinlichkeit

bezüglich der Zellverlustwahrscheinlichkeiten werden nicht berücksichtigt. Das bedeutet in diesem Szenario, daß VC 2 eine viel zu hohe Dienstgüte erhält, VC 1 dagegen eine zu geringe.

## ORU

Die Simulation der optimierten relativen Wichtigkeiten zeigt, daß die in Abschnitt 7.2.2 hergeleitete individuelle Behandlung der virtuellen Verbindungen entsprechend ihrer Dienstgüteanforderungen erreicht wird, vgl. Abb. 7.3 (unten). Jede Verbindung hat eine geringere Zellverlustwahrscheinlichkeit als gefordert.

Bei dem ORU-Verfahren wird eine optimale Aufteilung der vorhandenen Übertragungskapazität der Funkschnittstelle angestrebt. Das bedeutet anschaulich, daß zunächst jede Verbindung ihre maximal erlaubte Zellverlustwahrscheinlichkeit einhalten muß. Dies ist möglich, wenn die Ungleichung (7.22) erfüllt ist. Falls darüber hinaus noch eine Verbesserung der Dienstgüte möglich ist, sollte diese auf alle Verbindungen annähernd „gleichmäßig“ verteilt werden. Dies ist im Testszenario gelungen.

## Bewertung

Die Simulationen bestätigen die mittels der Approximation durch eine entartet negativ exponentielle Verteilungsfunktion analytisch hergeleiteten Wartezeiten und Zellverlustwahrscheinlichkeiten mit einer für die hier vorliegende Anwendung ausreichenden Genauigkeit. Insbesondere im hier interessierenden „Schwanzteil“ der Kurven (für große Wartezeiten) trifft die Approximation die tatsächlichen Verteilungen sehr gut.

Es hat sich gezeigt, daß nur mit dem Verfahren der relativen Wichtigkeiten eine gezielte Beeinflussung der Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten bzw. der Zellverlustwahrscheinlichkeiten möglich ist. Aufgrund der hinreichenden Genauigkeit der Approximation ist das vorgestellte Verfahren zur Berechnung der Wichtigkeiten der einzelnen Verbindungen eine angemessene und verhältnismäßig einfache Methode, um eine Behandlung der Verbindungen entsprechend ihrer Dienstgüte zu gewährleisten.

Allerdings gilt diese Vorgehensweise nur exakt für das M/D/1 Modell. Bei Modellen mit anderen Ankunftsprozessen kann die relative Wichtigkeit bisher nicht berechnet werden. Deswegen wird das Anlegen einer Szenario-Datenbank auf der Basis heuristischer Formeln mit Korrekturfaktoren emp-

fohlen oder eine adaptive Anpassung der relativen Wichtigkeit basierend auf Messungen des realen Verkehrsaufkommens.

#### 7.2.4 Auswirkungen komplexerer Quellenmodelle

Anstelle der bisher verwendeten Poissonquellen werden nun die folgenden realistischeren Quellenmodelle angewendet (zu Quellenmodellen siehe Kap. 9.4):

**Deterministischer Prozeß, CBR:** (der Vollständigkeit halber, obwohl keine VBR-Quelle)

**Autoregressiver Prozeß für Videoquellen:** Modell aus Kapitel 9.4.2, Abstand zwischen zwei Bildern =  $100\beta$  (deterministische Bediendauer  $\beta$ )

Dabei werden nur die ATM-Zellen einer bestimmten Verbindung durch diese realen Quellenprozesse erzeugt, für alle anderen Verbindungen werden weiterhin Poissonquellen verwendet, um den Einfluß der einzelnen Quellentypen klar identifizieren zu können.

Die Auswirkung der Verwendung einer CBR-Quelle wird anhand des Test-szenarios aus Tabelle 7.1 ermittelt, wobei die ATM-Zellen der Verbindung VC 2 von einer CBR-Quelle resultieren. Die komplementäre Verteilung der Wartezeiten ist im Diagramm 7.4 (links) abgebildet. Die eingezeichneten Geraden stellen die Approximationen für Poissonquellen dar, mit denen die relativen Wichtigkeiten bestimmt werden.

Man erkennt, daß das Verhältnis der CLR-Werte zwischen den Verbindungen erhalten bleibt. Jedoch sind die Wartezeiten gegenüber dem Modell mit Poissonquellen um eine bis mehrere Größenordnungen niedriger. Dies liegt daran, daß bei CBR-Last weniger zufällige Anhäufungen von Zellankünften auftreten als bei Poissonquellen.

Die Bewertung des Einflusses einer Videoquelle auf die Wartezeiten erfolgt anhand des in Tabelle 7.2 zusammengestellten Szenarios.

Das Ergebnis in Abbildung 7.4 (rechts) macht den großen Fehler der Approximation deutlich. Zum Vergleich sind die Ergebnisse für ein Modell mit Poissonquellen angegeben. Aufgrund des stark korrelierten Ankunftsprozesses der Videoquelle ist das System zeitweise überlastet und die Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit liegt für alle Verbindungen deutlich über den geforderten Werten. Ein derartiges Szenario muß bereits beim Verbindungsaufbau von der Verbindungsannahmesteuerung vermieden werden. Jedoch

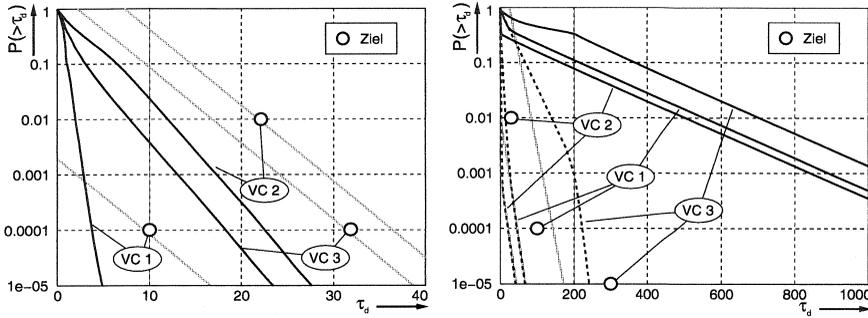


Abbildung 7.4: Einfluß von realen Quellenmodellen auf die komplementäre Verteilung der Wartezeiten. Links: Szenario aus Tabelle 7.1 mit CBR-Quelle im VC2 ( $\lambda_2 = 0.45$ ). Rechts: Szenario aus Tabelle 7.2 mit Videoquelle im VC1 ( $\lambda_1 = 0.2$ ).

VC	Quelle	$\lambda$	$\tau_{dmax}$	CLR	ORU
1	Video	0.2	100	$10^{-4}$	100.0
2	Poisson	0.45	30	$10^{-2}$	75.28
3	Poisson	0.3	300	$10^{-5}$	277.4

Tabelle 7.2: Simulationsszenario mit hoher Auslastung (95%) zur Bewertung der Auswirkung einer Videoquelle auf die ORU-Strategie

belegen die Wartezeitverteilungen eindrucksvoll, daß auch im Überlastfall die unterschiedliche Behandlung von Quellen entsprechend ihrer Wichtigkeit erfolgt.

Man kann folgern, daß bei wirklichkeitsnah modellierten Quellen das ORU-Verfahren zwar keine exakte Vorhersage der Zellverlustwahrscheinlichkeiten zuläßt, daß jedoch die unterschiedliche Priorisierung der Zellströme verschiedener Verbindungen entsprechend deren Dienstgüteanforderungen weiterhin gelingt. Die Verbindungsannahmesteuerung muß dafür sorgen, daß keine langfristige Überlastung des Kanals auftritt, aufgrund derer die Zellverlustwahrscheinlichkeiten aller Verbindungen dauerhaft über die geforderten Werte ansteigen würden. Um diese Entscheidung treffen zu können, benötigt sie vergleichbare Modelle, die die Auswirkung der ORU Strategie auf die Wartezeitverteilung berücksichtigen.

### 7.2.5 Auswirkungen des Verwerfens verspäteter Zellen

Bei allen Untersuchungen in diesem Kapitel wurde bisher davon ausgegangen, daß auch verspätete Zellen übertragen werden. Tatsächlich ist es aber nicht unbedingt sinnvoll diese Zellen wirklich zu übertragen, weil sie der Empfänger nach ihrem spätest möglichen Übertragungstermin i.d.R. nicht mehr benötigt, oder weil das Verwerfen solcher Zellen gezielt benutzt werden kann, um das Verkehrsaufkommen zu verringern.

Das gezielte Verwerfen von Zellen wird anhand des Szenarios aus Tabelle 7.3 untersucht. Werden keine Zellen verworfen, so ergibt sich das Verhalten wie in Abbildung 7.5 (links). Das rechte Diagramm enthält die komplementäre Verteilung der Wartezeiten, wenn alle verspäteten Zellen verworfen werden. Der Anteil verworfener Zellen ist jeweils durch ein  $\diamond$  angedeutet (bei den Verbindungen VC 3 – VC 6 wurde während  $10^9$  simulierter Zeitschlitze keine Zelle verworfen).

VC	$\lambda$	$\tau_{d,max}$	ORU	CLR gefordert	CLR ohne Verw.	CLR mit Verw.
1	0.15	20	27.3	$10^{-2}$	$6.5 \cdot 10^{-3}$	$2.0 \cdot 10^{-3}$
2	0.2	25	32.3	$10^{-2}$	$6.5 \cdot 10^{-3}$	$2.0 \cdot 10^{-3}$
3	0.1	10	2.7	$10^{-4}$	$9.0 \cdot 10^{-5}$	$< 10^{-6}$
4	0.1	15	7.7	$10^{-4}$	$8.9 \cdot 10^{-5}$	$< 10^{-6}$
5	0.1	12	4.7	$10^{-4}$	$9.2 \cdot 10^{-5}$	$< 10^{-6}$
6	0.05	40	32.7	$10^{-4}$	$9.0 \cdot 10^{-5}$	$< 10^{-6}$
7	0.15	35	35	$10^{-3}$	$9.2 \cdot 10^{-4}$	$1.9 \cdot 10^{-6}$

Tabelle 7.3: Szenario mit Poissonquellen zur Bewertung der Auswirkungen des Verwerfens verspäteter Zellen, sowie gemessene Zellverlustwahrscheinlichkeiten mit und ohne Verwerfen von Zellen

Die Auswirkung des Verwerfens von Zellen im Überlastfall wird anhand des Szenarios mit Videoquelle aus Tabelle 7.2 untersucht. In Abbildung 7.6 ist zu erkennen, daß nur Zellen der hochratigen und besonders zeitkritischen Verbindung VC1 verworfen werden. Sie erleidet dabei doppelt so viele Zellverluste wie erlaubt, und ihre Dienstgüte kann nicht durchgehend garantiert werden. Die anderen Verbindungen erleiden im Gegensatz zum Szenario ohne Verwerfen keine Zellverluste.

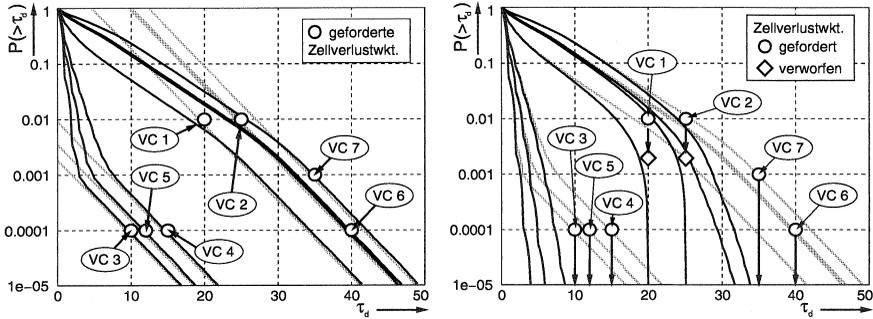


Abbildung 7.5: Auswirkungen des Verwerfens verspäteter Zellen auf die Wartezeiten

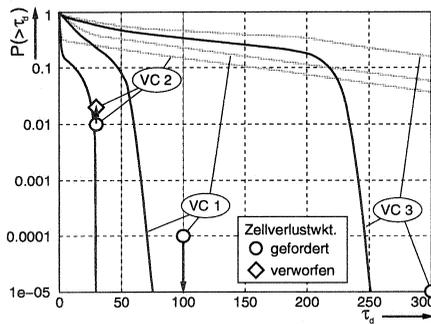


Abbildung 7.6: Verwerfen verspäteter Zellen im Überlastszenario aus Abb. 7.2 mit einer Videoquelle im VC1

Die Simulationsergebnisse belegen eindrucksvoll, daß durch das Verwerfen verspäteter Zellen die Zellverlustwahrscheinlichkeit erheblich verringert wird. Eine fehlerhaft durch die Verbindungsannahmesteuerung zugelassene Überlastung des Systems kann jedoch nicht immer abgewehrt, jedoch häufig erheblich entschärft werden. Das Verwerfen von Zellen ist damit ein wichtiges Hilfsmittel der Verkehrssteuerung an der Funkschnittstelle.

# Protokollentwurf für die ATM-Funkschnittstelle

In diesem Kapitel wird ein Protokollentwurf für die ATM-Funkschnittstelle vorgestellt. Die Sicherungsschicht an der ATM-Funkschnittstelle realisiert die Funktion des ATM-Zellenschedulers des virtuellen ATM-Multiplexers einer Funkzelle, wobei die folgenden Randbedingungen zu berücksichtigen sind:

1. Das MAC-Protokoll koordiniert den Zugriff von Terminals und der Basisstation auf den gemeinsam genutzten Funkkanal. Der Scheduler unterscheidet zusätzlich zwischen ATM-Dienstklassen sowie virtuellen Verbindungen.
2. Der Scheduler in der Basisstation kann nicht direkt die Belegungszustände der Sendepuffer in den Terminals abfragen. Es ist ein spezieller Signalisierkanal zur Übertragung von Kapazitätsanforderungen der Terminals zur Basisstation notwendig.
3. Die Funkübertragungstrecke ruft Übertragungsfehler mit einer Häufigkeit hervor, die dienstspezifische Fehlerbehandlungsmaßnahme durch ARQ-Protokolle notwendig macht.
4. Herkömmliche ARQ-Protokolle übertragen Informations-(I)-Rahmen (hier eine ATM-Zelle im Informationsfeld) mit Huckepackquittungen sowie kurze Überwachungsrahmen mit Quittungen. Bei asymmetrischem Verkehr können Quittungen häufig nicht huckepack zu I-Rahmen bzw. ATM-Zellen übertragen werden. Der Scheduler muß daher die Übertragung von ATM-Zellen und Quittungen planen.

Der Scheduler wird in zwei Stufen unterteilt, vgl. Abb. 8.1. Die untere Stufe ist der MAC-Schicht zugeordnet und entscheidet, von bzw. zu welchem Terminal eine ATM-Zelle übertragen wird. Die obere Stufe wird von der LLC-Schicht realisiert und selektiert bei bekanntem Terminal die virtuelle Verbindung, die die zu versendende ATM-Zelle liefert. Die Aktivität des Schedulers unterteilt sich in eine Planungs- und ein Übertragungsphase.

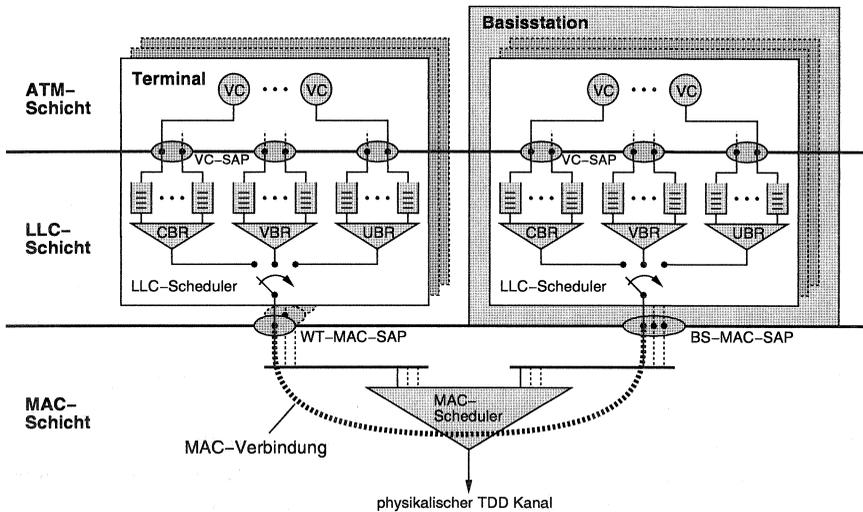


Abbildung 8.1: Aufteilung des Schedulers auf MAC- und LLC-Schicht

## 8.1 Dienste und Protokolle der MAC-Schicht

Die MAC-Schicht baut für jedes registrierte Terminal eine MAC-Verbindung auf, die am MAC-Dienstzugangspunkt (Service Access Point, SAP) zugänglich ist. Im MAC-SAP der Basisstation (BS-MAC-SAP) wird für jede MAC-Verbindung ein Verbindungsendpunkt (Connection End Point, CEP) eingerichtet. Dessen 6 bit breite Adresse (CEP-Identifer, CEP-Id) wird als MAC-Id bezeichnet und innerhalb der Funkzelle als Kurzadresse des registrierten Terminals verwendet. Es können somit bis zu 64 Terminals gleichzeitig in einer Funkzelle registriert sein. Im MAC-SAP der registrierten schnurlosen (wireless, W) Terminals (WT-MAC-SAP) endet die MAC-Verbindung im einzigen Verbindungsendpunkt mit MAC-Id=1.

Auf MAC-Verbindungen stehen zwei Datenübertragungsdienste (Data-Service) für lange und kurze Dienstdateneinheiten (Service Data Unit, SDU) zur Verfügung. Um einfacher zwischen ihnen unterscheiden zu können, werden die beiden logischen Kanäle *Data-Channel* (DCH) und *Request-Channel* (RQCH) definiert. Der DCH-Data Dienst wird für die Übertragung von ATM-Zellen über Uplink und Downlink verwendet. Eine

DCH-SDU ermöglicht den Transport einer ATM-Zelle und zusätzlicher Protokollsteuerinformation. Ihre Größe richtet sich nach den von ihr transportierten LLC-PDUs, 57 byte für eine Up-DCH-SDU und 55 byte für eine Down-DCH-SDU, vgl. Abschn. 8.2 und Abb. 8.10. Die Reservierung von Übertragungskapazität für einen DCH erfolgt durch den Scheduler. Der RQCH-Data-Dienst überträgt über den Uplink 4 byte große RQCH-SDUs mit Kapazitätsanforderungen der Terminals und einer Quittung.

Am Verbindungsendpunkt 0 des MAC-SAP ist ein spezieller permanenter Signalisierkanal verfügbar, der Global Control Channel (GCCH) [122]. Er dient der Übertragung von verbindungslosen Signalisier Nachrichten für funk- und mobilitätsspezifische Funktionen wie Funkruf, Registrierung und Handover. Auf dem Downlink wird er als Rundsendekanal verwendet, und auf dem Uplink erfolgt Zufallszugriff. In der vorliegenden Arbeit werden Signalisieraspekte insofern vernachlässigt, als nur solche Terminals zugrundegelegt werden, die erfolgreich eine Registrierprozedur durchlaufen haben, während deren Verlauf eine ihnen zugeordneter MAC-Verbindung aufgebaut wird.

Die Planungsphase des MAC-Schedulers wird in der MAC-Schicht der Basisstation durchgeführt. Aus Gründen der Laufzeit- und Kanaleffizienz erfolgt während einer Planungsphase die Bestimmung der Übertragungsreihenfolge für mehrere DCH-SDUs. Ihr Ablauf ist im Nachrichtenflußdiagramm (Message Sequence Chart, MSC) in Abbildung 8.2 veranschaulicht. In der Basisstation erfragt die MAC-Schicht von der LLC-Schicht für jede MAC-Verbindung den momentanen Kapazitätsbedarf für DCH-SDUs, und zwar für den Downlink (Dienstprimitiv BS-Capacity.Indication) und den Uplink (Dienstprimitiv WT-Capacity.Indication). Die LLC-Schicht antwortet mit den Dienstprimitiven BS-Capacity.Response für den eigenen Downlink-Kapazitätsbedarf und WT-Capacity.Response für den Uplink-Kapazitätsbedarf der Terminals. Der eigene Kapazitätsbedarf wird durch einen Planungsvorgang des LLC-Schedulers berechnet. Der Kapazitätsbedarf der Terminals muß von der LLC-Schicht durch ein entsprechendes Protokoll rechtzeitig zur Basisstation übertragen werden, wobei u.a. der RQCH-Data-Dienst verwendet wird.

Zur Übertragung der SDUs wird der Funkkanal in Zeitschlitze unterteilt. Mit dem neuentwickelten *Dynamic Slot Assignment* (DSA++) Protokoll werden die Zugriffe auf die Zeitschlitze koordiniert [96, 100, 99, 113, 107, 114, 112, 115]. Das Protokoll verwendet die vier in Tabelle 8.1 aufgeführten PDU-Typen.

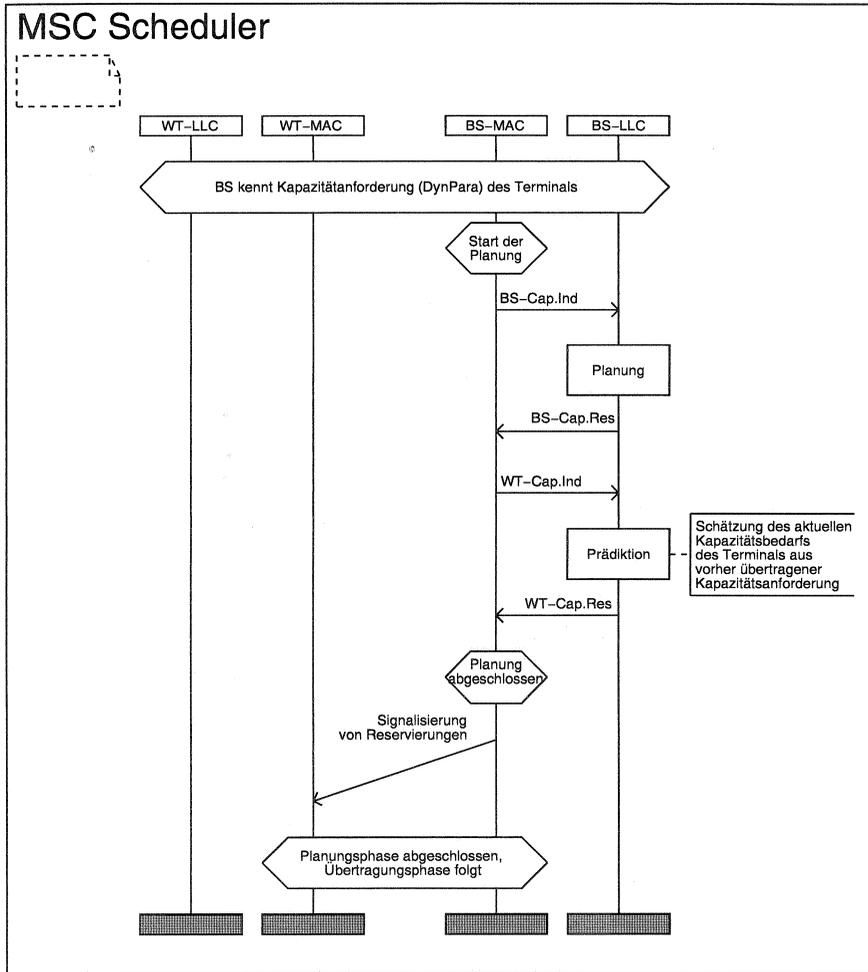


Abbildung 8.2: Nachrichtenfußdiagramm der Planungsphase des MAC-Schedulers der Basisstation

Die Übertragung der MAC-PDUs erfolgt durch physikalische Bursts in Zeitschlitzten. Die Länge der Bursts und damit der Zeitschlitzte hängt im hohen Maße von den Protokollen und Algorithmen der Bitübertragungsschicht und

Typ	Richtung	Inhalt	Verwendung
Period-Ctrl-PDU	Downlink	siehe Tab. 8.2	Signalisierung von Zeitschlitzreservierungen
Down-DCH-PDU	Downlink	Typ (2 bit) MAC-Id (6 bit) Down-DCH-SDU (55 byte)	Übertragung einer Downlink DCH-SDU
Up-DCH-PDU	Uplink	Typ (2 bit) MAC-Id (6 bit) Up-DCH-SDU (57 byte)	Übertragung einer Uplink DCH-SDU
RQCH-PDU	Uplink	Typ (2 bit) MAC-Id (6 bit) RQCH-SDU (4 byte)	Übertragung einer RQCH-SDU

Tabelle 8.1: PDUs des DSA++ Protokolls

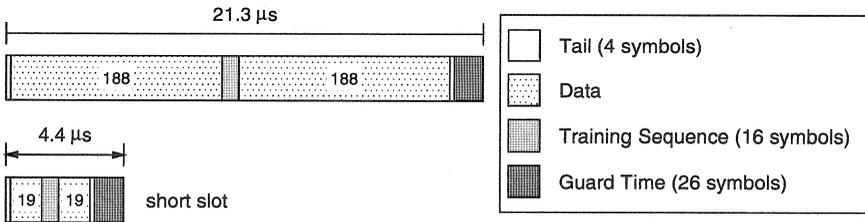


Abbildung 8.3: Aufbau und Länge der physikalischen Bursts des Mobile Broadband System (MBS)

des Modems ab. Abbildung 8.3 stellt beispielhaft den Aufbau und die Länge der im Mobile Broadband System (MBS) verwendeten physikalischen Bursts und Zeitschlitzze dar [122]. Es ist zu erkennen, daß je Zeitschlitztyp eine ungefähr gleichbleibende Anzahl von Modulationssymbolen für Synchronisierung (Tail Symbols), Kanalschätzung (Training Sequence) und Schutzzeiten (Guard Time) benötigt wird. Das Längenverhältnis von kurzen RQCH- zu langen DCH-Zeitschlitzzen  $r_{slot} = \tau_{RQCH-slot} / \tau_{DCH-slot}$  ist daher stark von der Implementierung des Modems abhängig. Realistische Werte für  $r_{slot}$  liegen zwischen 0.2 und 0.4. Die Funktionalität des DSA++ Protokolls ist

weitgehend unabhängig von der konkreten Implementierung des Modems. Es wird daher eine Zeitschlitzlänge von  $\tau_{slot} = \tau_{DCH-slot} = 20 \mu s$  angenommen, die sich an der Bruttodatenrate eines Frequenzkanals von 50.000 ATM-Zellen pro Sekunde orientiert. Der geringfügige Unterschied zwischen den Längen von Up-DCH-PDU und Down-DCH-PDU wird dabei vernachlässigt. Die Länge der RQCH-Zeitschlitz wird zu  $5 \mu s$  festgelegt, was  $r_{slot} = 0.25$  entspricht.

Zwischen Zeitschlitz für Uplink und Downlink muß eine zusätzliche Transceiver-Umschaltzeit  $\tau_{TxR}$  vorgesehen werden. Sie ermöglicht beim Übergang vom Senden zum Empfangen im Hochfrequenzteil das Abklingen der Energie des Sendesignals, das einen um bis zu 100 dB höheren Leistungspegel als das Empfangssignal haben kann. Im weiteren wird der typische Wert  $\tau_{TxR} = 1.25 \mu s$  zugrundegelegt [121].

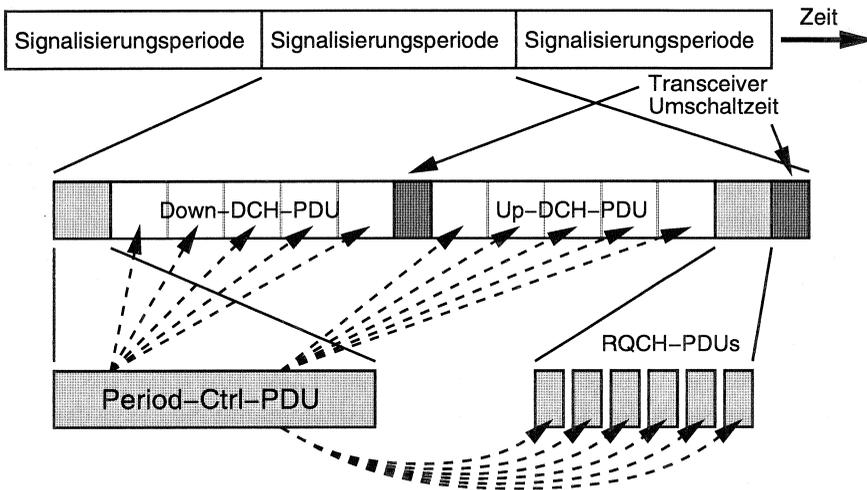


Abbildung 8.4: Aufbau der Signalisierungsperioden im DSA++ Protokoll

Zur Koordination des Kanalzugriffs gruppiert das DSA++ Protokoll Zeitschlitz zu sogenannten *Signalisierungsperioden*, vgl. Abb. 8.4. Eine Signalisierungsperiode wird durch eine Period-Ctrl-PDU eingeleitet, gefolgt von drei Phasen mit Zeitschlitz für Down-DCH-PDUs, Up-DCH-PDUs und

RQCH-PDUs. Zwischen den Down-DCH- und Up-DCH-Phasen sowie am Ende der Periode befindet sich je eine Transceiver-Umschaltzeit.

Die Zeitschlitzte der Down-DCH- und Up-DCH-Phase werden jeweils für einen DCH-Kanal reserviert. Die Zugriffe auf die RQCH-Zeitschlitzte werden durch ein gesondertes RQCH-Zugriffsprotokoll gesteuert, das in Kapitel 10 beschrieben und bewertet wird. Es verwendet ein Zugriffsverfahren mit Zufallszugriff, das die spontane Inanspruchnahme des RQCH-Dienstes ermöglicht.

Die Länge der Phasen einer Signalisierungsperiode sowie die Reservierungen ihrer Zeitschlitzte werden durch die Period-Ctrl-PDU signalisiert, deren Aufbau in Tabelle 8.2 beschrieben ist. Sie enthält für jede Phase ein Feld mit Reservierungen, die für einen Zeitschlitz der Down-DCH- oder Up-DCH-Phase aus der MAC-Id des zugeordneten Kanals bestehen. Die Signalisierung der Anzahl von RQCH-Zeitschlitzten und der entsprechenden Zugriffsrechte erfolgt durch das generische RQCH-Signalisierfeld, das die variable Länge  $L_{RQCH}$  bits besitzt und dessen Aufbau vom verwendeten RQCH-Protokoll abhängt. Schließlich enthält eine Period-Ctrl-PDU ein 144 bit langes Feld, in dem sechs jeweils 18 bit große LLC-PDUs (z.B. Quittungen) zusammen mit ihren MAC-Ids rundgesendet werden können. Der fehlerhafte Empfang einer Period-Ctrl-PDU kann dazu führen, daß Terminals die für sie reservierten Zeitschlitzte nicht wahrnehmen oder auf dem Downlink verschickte PDUs nicht empfangen. Daher werden in der Bitübertragungsschicht die Bits einer Period-Ctrl-PDU durch ein aufwendigeres FEC-Verfahren vor Übertragungsfehlern geschützt, als die Bits von DCH-PDUs. Bei gleicher Zeitschlitzlänge für die Übertragung von Down-DCH-PDU und Period-Ctrl-PDUs, jedoch einem um 30% stärkeren FEC-Verfahren für Period-Ctrl-PDUs resultiert deren Länge zu 338 bit. Die Länge der Reservierungsfelder einer Period-Ctrl-PDU und damit die Länge der mit ihnen verknüpften Phasen für Uplink- bzw. Downlinkübertragungen in einer Signalisierungsperiode ist im Rahmen der Länge der Period-Ctrl-PDU variabel.

Die Berechnung der Anzahl von Zeitschlitzten je Phase erfolgt während der Planungsphase des Schedulers. Dabei treten DCH-SDUs von Uplink und Downlink miteinander in Konkurrenz, d.h. die Anzahl  $N_{DD}$  und  $N_{UD}$  resultiert aus dem jeweiligen Kapazitätsbedarf und wird durch die Größe der Period-Ctrl-PDU begrenzt, vgl. Tab. 8.2 und Gl. (8.1). Wenn weniger DCH-SDUs zu übertragen sind, als maximal signalisierbar, bleiben Teile der DCH-Reservierungsfelder unbenutzt und die Signalisierungsperiode wird entspre-

Feld	Länge	Verwendung
Typ	2 bit	kennzeichnet Period-Ctrl-PDU
RQCH-Signalisierung	$L_{RQCH}$	abhängig vom RQCH-Protokoll
$N_{DD}$	6 bit	Anzahl Down-DCH-PDUs
Down-DCH-Reservierung	$N_{DD} \times 6$ bit	Feld von $N_{DD}$ MAC-Ids
$N_{UD}$	6 bit	Anzahl Up-DCH-PDUs
Up-DCH-Reservierung	$N_{UD} \times 6$ bit	Feld von $N_{UD}$ MAC-Ids
Broadcast-Feld	144 bit	6×: LLC-PDUs (18 bit) + MAC-Id

Tabelle 8.2: Aufbau einer Period-Ctrl-PDU

chend verkürzt. Die Berechnung erfolgt in folgenden Schritten:

1. Generierung des RQCH-Signalisierungsfeldes durch das RQCH-Protokoll
2. Berechnung der maximalen Anzahl von Reservierungsnachrichten im Down-DCH- oder Up-DCH-Feld:

$$N_{DD} + N_{UD} = \frac{(338 - 2 - L_{RQCH} - 2 * 6 - 144) \text{ bit}}{6 \text{ bit}} \quad (8.1)$$

3. Berechnung von bis zu  $N_{DD} + N_{UD}$  Reservierungen für DCH-SDUs, wobei die Zugehörigkeit zu Uplink oder Downlink nicht relevant ist.
4. Aufteilen der Reservierungen auf das Down-DCH- und Up-DCH-Feld.

Die theoretisch maximale Anzahl von DCH-Reservierungen beträgt bei leerem RQCH-Feld ( $L_{RQCH} = 0$ )  $N_{DCH_{max}} = 30$ . Unter Berücksichtigung der Leistung des Gesamtsystem (insbesondere unter Einbeziehung des RQCH-Zugriffsprotokolls und des ARQ-Protokolls) ist jedoch die Begrenzung von  $N_{DCH_{max}}$  auf einen niedrigeren Wert, z.B.  $N_{DCH_{max}} = 20$ , sinnvoll, um frühzeitige Wiederholungsübertragungen nach Kollisionen oder Übertragungsfehlern zu ermöglichen. In Kapitel 12.1 wird eine entsprechende Leistungsbewertung durchgeführt.

## 8.2 Struktur der LLC-Schicht

Die Struktur der LLC-Schicht ist in Abbildung 8.5 für das Terminal und in Abbildung 8.6 für die Basisstation dargestellt. Sie enthält die ARQ-Instanzen, die die ARQ-Protokolle entsprechend der Dienstklassen ausführen, und den oberen Teil des Schedulers, der als LLC-Scheduler bezeichnet wird. In der Basisstation wird für jedes registrierte Terminal eine

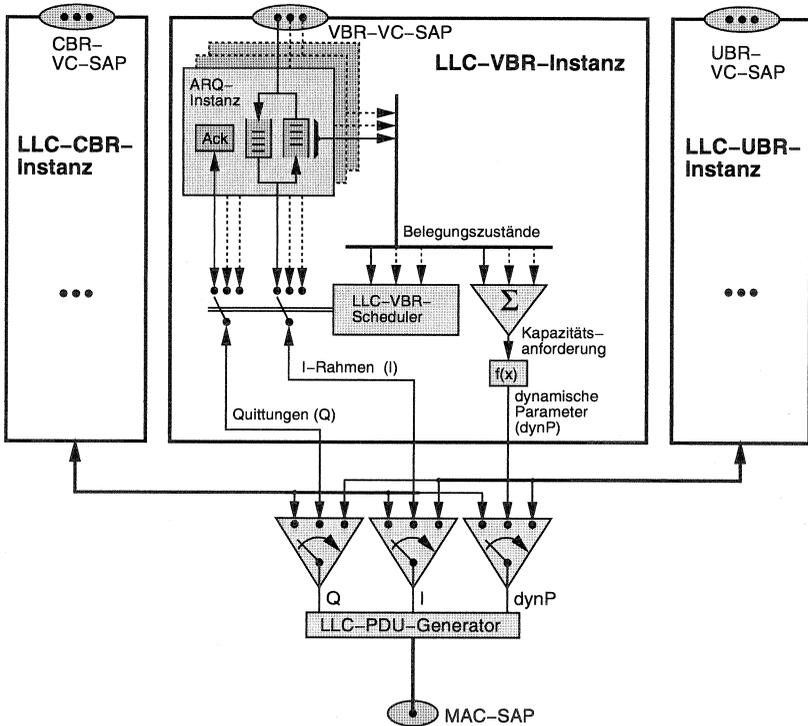


Abbildung 8.5: LLC-Instanzen des Terminals

Instanz des LLC-Schedulers erzeugt und mit dem Verbindungsendpunkt im MAC-SAP verbunden, über den die MAC-Verbindung zum Terminal verfügbar ist, vgl. Abb. 8.1. Der LLC-Scheduler setzt sich aus je einer Instanz je Dienstklasse zusammen, zwischen denen mit statischen Prioritäten ausgewählt wird. Die UBR Dienstklasse wird dabei in der vorliegenden Arbeit stellvertretend für die zeitunkritischen Dienstklassen ABR und UBR verwendet. Die Instanzen haben eine vergleichbare Struktur, die beispielhaft anhand der VBR-Instanz vorgestellt wird. Der untere Teil der VBR-Instanz enthält den LLC-VBR-Scheduler und Funktionen zur Signalisierung und Verwaltung der Kapazitätsanforderungen des Terminals. Der obere Teil enthält je virtuelle Verbindung (Virtual Channel, VC) eine ARQ-Instanz,

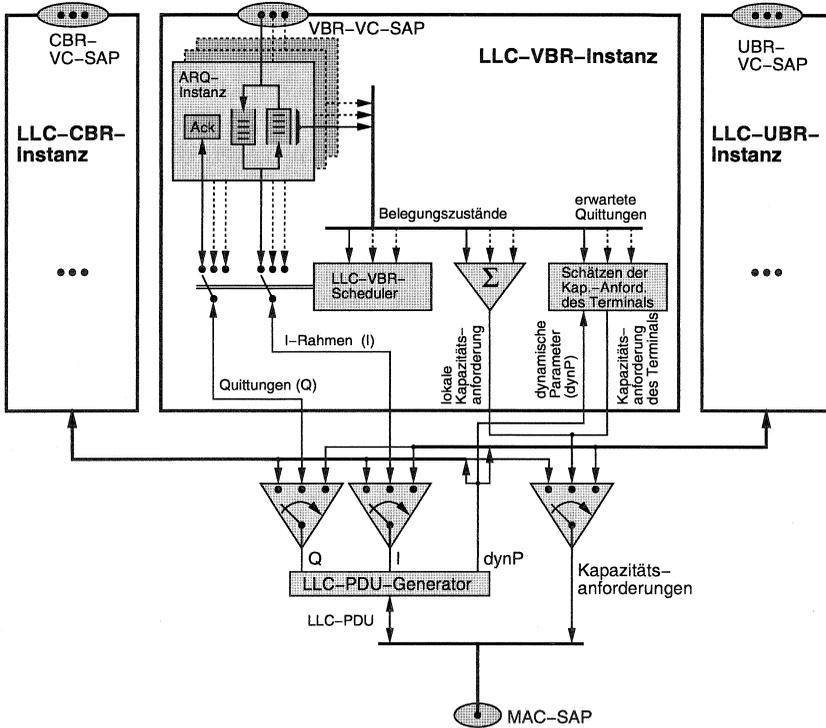


Abbildung 8.6: LLC-Instanzen der Basisstation

die mit einem Verbindungsendpunkt im VBR-VC-SAP verbunden ist. Sind gleichzeitig mehrere virtuelle Verbindungen ggf. verschiedener Dienstklassen vorhanden, werden entsprechend viele ARQ-Instanzen auf die Dienstklassen-Instanzen verteilt und parallel betrieben. Die Adressierung der ARQ-Instanz erfolgt durch 8 bit breite ARQ-Identifizierungsnummern (ARQ-Id), die innerhalb der LLC-Instanz eines Terminals eindeutig sind. Die Erzeugung einer eigenen ARQ-Instanz je virtuelle Verbindung ist für echtzeit-orientierte Verbindungen obligatorisch, um dem Scheduler die terminorientierte Bedienung von ATM-Zellen entsprechend ihrer verbindungs-spezifischen Dienstgüteeanforderungen zu ermöglichen. Bei parallelen ARQ-Instanzen hat die Instanz mit der dringendsten ATM-

Zelle nicht auch automatisch die dringendste Quittung zu übertragen. Daher können Informations- und Quittungsfeld eines ARQ-Rahmens von verschiedenen ARQ-Instanzen belegt werden. Die Informations-(I)-Rahmen der ARQ-Instanzen enthalten keine Huckepack-Quittung, sondern nur den Inhalt einer ATM-Zelle. Quittungen und I-Rahmen werden als ARQ-PDU bezeichnet und unabhängig voneinander generiert. Erst unterhalb des LLC-Schedulers werden sie zu LLC-PDUs verkettet.

Informations-Rahmen (I-PDU)	<table border="1"> <tr> <td>ARQ-Id 8 bit</td> <td>N(S) 6 bit</td> <td>P-Bit 1 bit</td> <td>Benutzerdaten, 51 byte (ATM-Zelle ohne HEC und VPI)</td> </tr> </table>	ARQ-Id 8 bit	N(S) 6 bit	P-Bit 1 bit	Benutzerdaten, 51 byte (ATM-Zelle ohne HEC und VPI)	ca. 53 byte
ARQ-Id 8 bit	N(S) 6 bit	P-Bit 1 bit	Benutzerdaten, 51 byte (ATM-Zelle ohne HEC und VPI)			
Quittung (Ack-PDU)	<table border="1"> <tr> <td>ARQ-Id 8 bit</td> <td>Typ 3 bit</td> <td>N(R) 6 bit</td> <td>P/F-Bit 1 bit</td> </tr> </table>	ARQ-Id 8 bit	Typ 3 bit	N(R) 6 bit	P/F-Bit 1 bit	ca. 2 byte
ARQ-Id 8 bit	Typ 3 bit	N(R) 6 bit	P/F-Bit 1 bit			
dynamische Parameter (DynPara-PDU)	<table border="1"> <tr> <td>Dienstkl. 2 bit</td> <td>Anforderung 2 byte</td> </tr> </table>	Dienstkl. 2 bit	Anforderung 2 byte	ca. 2 byte		
Dienstkl. 2 bit	Anforderung 2 byte					

Abbildung 8.7: Protokoll-Dateneinheiten der ARQ-Instanzen und des LLC-Schedulers

Den Aufbau der ARQ-PDUs zeigt Abbildung 8.7. Weil in der Bitübertragungsschicht ein FEC-Verfahren zur Fehlerkorrektur und Erkennung ausgeführt wird, wird in I-Rahmen auf die Übertragung des Header-Error-Control-Feldes (HEC) einer ATM-Zelle verzichtet. Die Virtual-Path Adresse (VPI) braucht ebenfalls nicht übertragen zu werden, da sie aus der ARQ-Id rekonstruiert werden kann<sup>1</sup>.

Der LLC-Scheduler bestimmt mit einem Planungsvorgang die ARQ-Instanzen mit der momentan dringendsten ATM-Zelle bzw. der dringendsten Quittung. Zusätzlich macht er eine Aussage über den derzeitigen gemeinsamen Kapazitätsbedarf aller ARQ-Instanzen in Form von Parametern, die die Anzahl und Wichtigkeit der auf Übertragung wartenden ATM-Zellen und Quittungen charakterisieren. Dieses Ergebnis wird verwendet, um

- in der Basisstation während der Planungsphase den MAC-Scheduler über den aktuellen Kapazitätsbedarf einer LLC-Instanz zu informieren, vgl. Abb. 8.2,

<sup>1</sup>Die VCI kann nicht aus der ARQ-Id rekonstruiert werden sondern muß übertragen werden, weil bei Verwendung eines virtuellen Pfades die durchlaufenen Netzknoten nicht über die Einrichtung einer virtuellen Verbindung informiert werden.

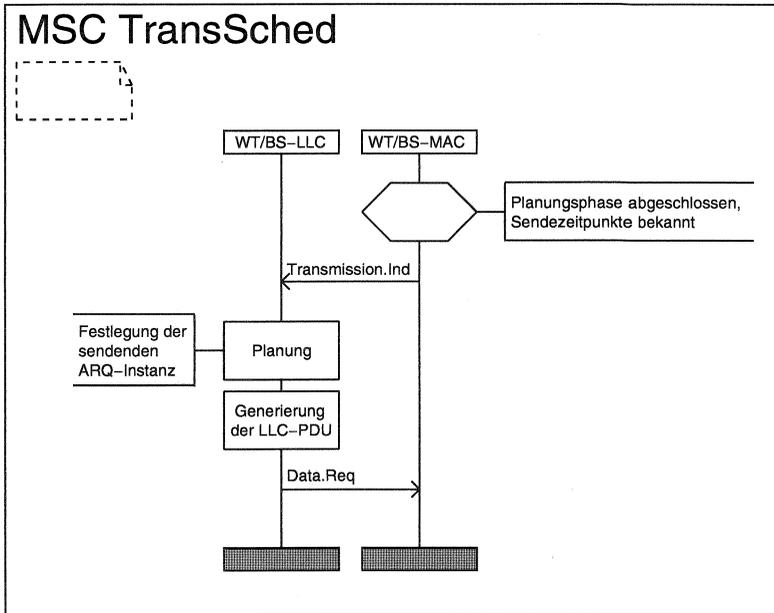


Abbildung 8.8: Nachrichtenflußdiagramm zur Festlegung der sendeberechtigten ARQ-Instanz bei bekanntem Sendezeitpunkt, MAC-Id und Übertragungsrichtung

- in der Basisstation und den Terminals während der Übertragungsphase des MAC-Schedulers bei bekanntem Sendezeitpunkt, MAC-Id und Übertragungsrichtung die sendeberechtigte ARQ-Instanz festzulegen, vgl. Abb. 8.8,
- der Basisstation den Kapazitätsbedarf eines Terminals mitzuteilen, vgl. Abb. 8.9.

Die VBR-Instanzen in Terminals und Basisstation unterscheiden sich nur in der Verwaltung des Kapazitätsbedarfs der Terminals. Ein Terminal enthält eine Codier-Funktion ( $f(x)$  in Abb. 8.5), mit der es seinen aktuellen Kapazitätsbedarf auf eine etwa 2 byte großen Datenstruktur abbildet, die *dynamische Parameter* genannt wird, vgl. Kap. 10. Die dynamischen Parameter müssen rechtzeitig mit einer DynPara-PDU entweder Huckepack zu einem I-Rahmen und einer Quittung über den DCH oder zusammen mit einer

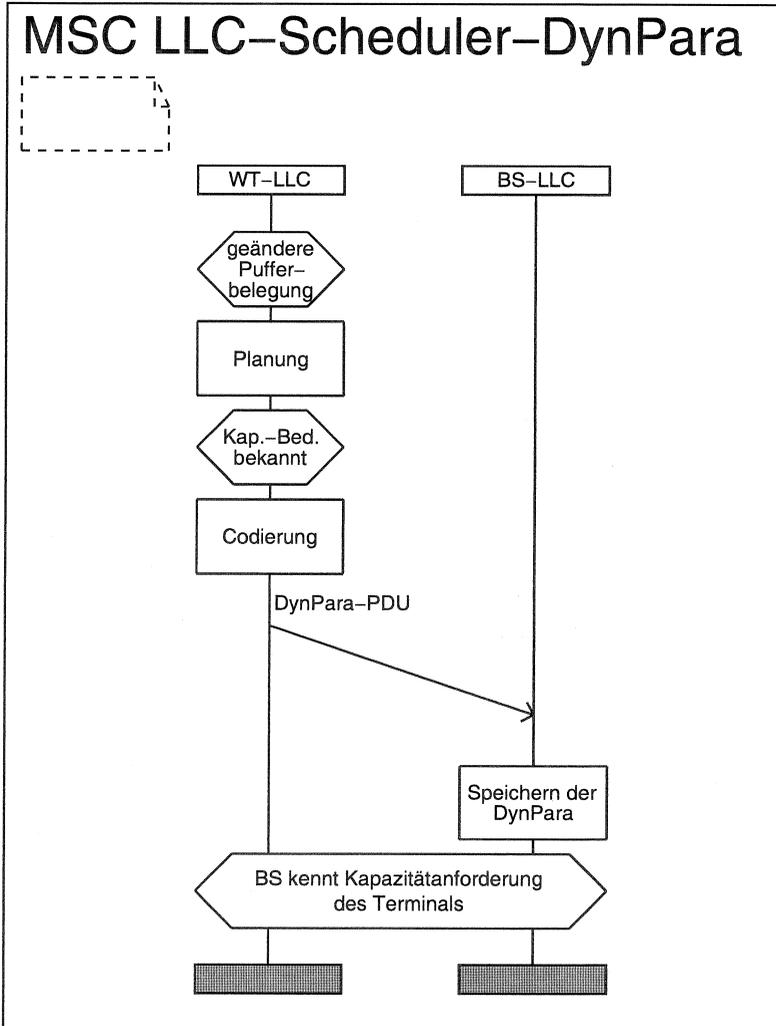


Abbildung 8.9: Nachrichtenflußdiagramm zur Übertragung der Kapazitätsanforderungen eines Terminals zur Basisstation

Quittung über den RQCH verschickt werden. In der Basisstation werden die jeweils letzten dynamischen Parameter gespeichert. Während der Planungsphase des MAC-Schedulers wird der aktuelle Kapazitätsbedarf eines Terminals mittels eines Prädiktionsalgorithmus geschätzt, indem die dynamischen Parameter auf den jeweiligen Sendezeitpunkt extrapoliert werden. Unterhalb der Dienstklassen-Instanzen werden die PDUs bzw. Kapazitätsanforderungen entsprechend der statischen Prioritäten ausgewählt und ARQ-PDUs und DynPara-PDUs zu LLC-PDUs verkettet. Je nach verwendetem Übertragungsdienst der MAC-Verbindungen (Uplink-/Downlink-DCH, RQCH) haben die LLC-PDUs unterschiedliche Längen, vgl. Abb. 8.10. Die LLC-PDUs des Uplinks transportieren stets eine DynPara-PDU. Bei den LLC-PDUs für den DCH wird mit dem ersten Bit unterschieden, ob anstelle der I-PDU (I-Rahmen des ARQ-Protokolls) bis zu 24 weitere Ack-PDUs übertragen werden (Down/Up-DCH-Ack-PDU, im weiteren als Bündelquittung bezeichnet). Dies ermöglicht das gleichzeitige Versenden mehrerer Quittungen derselben oder (nur auf dem Downlink) verschiedener ARQ-Instanzen. Schließlich ist es in der Basisstation möglich, Quittungen (Ack-PDUs) direkt an die MAC-Schicht zu übergeben, um in das Broadcast-Feld einer Period-Ctrl-PDU aufgenommen zu werden.

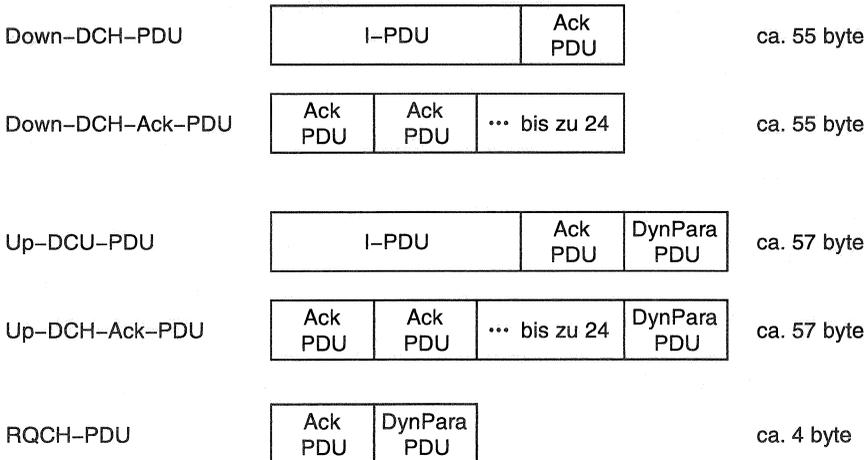


Abbildung 8.10: Protokoll-Dateneinheiten der LLC-Schicht

### 8.3 ARQ-Protokoll für Echtzeitsdienste (CBR/VBR)

Eine Verringerung der Zellverlustwahrscheinlichkeit (cell loss ratio, CLR) durch ARQ-Protokolle bei gestörtem Übertragungskanal führt immer zu einer erhöhten Verzögerung der Informationsrahmen aufgrund der Übertragungswiederholungen. Wenn für die Übertragungsverzögerung keine obere Schranke vorgegeben ist, können mit einem ARQ-Protokoll Zellverluste fast vollständig verhindert werden. Bei Vorgabe einer oberen Schranke kann es nach mehreren aufeinanderfolgenden Übertragungsfehlern derselben ATM-Zelle zur Terminüberschreitung kommen, die zum Verlust der Zelle führt. An der ATM-Funkschnittstelle werden somit zwei Klassen von ARQ-Protokollen eingesetzt:

**Standard ARQ-Protokoll:** Für ABR/UBR-Dienste ist keine maximale Zellverzögerung definiert. In der LLC-Schicht kann ein konventionelles HDLC-artiges ARQ-Protokoll eingesetzt werden.

**Echtzeit-ARQ-Protokoll:** Echtzeit-orientierte CBR/VBR-Dienste stellen hohe Anforderungen an die Einhaltung einer maximalen Zellverzögerung  $\tau_{dmax}$ . Es wird ein neuartiges ARQ-Protokoll eingesetzt, das bei Terminüberschreitungen automatisch veraltete Zellen verwirft.

Für CBR/VBR-Dienste wird das neuentwickelte, echtzeitfähige *Selective-Reject-with-Discarding* (SR/D) ARQ-Protokoll verwendet, das im folgenden beschrieben wird.

#### 8.3.1 Das Selective-Reject-with-Discarding (SR/D) ARQ-Protokoll

Das SR/D-ARQ-Protokoll basiert in seiner Funktionalität auf dem in Kapitel 4.3 eingeführten SR-ARQ-Protokoll. Es ist in der Lage, den Aufwand für Fehlerkorrektur für jede virtuelle Verbindung an deren Dienstgüteanforderungen (gegeben durch die maximal zulässige Verzögerung an der Funkschnittstelle  $\tau_{dmax}$  und die maximal zulässige Zellverlustwahrscheinlichkeit *CLR*) anzupassen. Diese Adaptivität wird durch folgende Maßnahmen erreicht:

- Die Anzahl von Übertragungswiederholungen einer ATM-Zelle wird abhängig von der aktuellen Wartezeit der ATM-Zelle im Sendepuffer bzw. ihrem Termin unter Beachtung der Dienstgüteanforderungen sowie der Kanalauslastung gesteuert.

- Verspätete ATM-Zellen dürfen verworfen werden.

Die Steuerung der Anzahl von Übertragungswiederholungen erfolgt im Zusammenspiel mit dem unterhalb der ARQ-Instanzen liegenden Scheduler. Er versucht eine ATM-Zelle solange zu übertragen, bis deren Termin (Ankunftszeitpunkt +  $\tau_{dmax}$ , vgl. Kap. 7) überschritten und die ATM-Zelle verworfen wird. Die tatsächliche Anzahl von Übertragungswiederholungen einer ATM-Zelle ergibt sich durch deren Priorität im Scheduler sowie durch die momentane Kanalauslastung. Durch die Anwendung der terminorientierten Relative-Urgency (RU) Strategie im Scheduler werden Wiederholungsübertragungen bevorzugt behandelt.

Die Untersuchungen in Kapitel 7.2.5 haben die erheblichen positiven Auswirkungen gezeigt, die das Verwerfen verspäteter Zellen zufolge hat: in kurzzeitigen Überlastsituationen wird durch das Verwerfen älterer Zellen, die ihre Termine überschritten haben, die Wartezeit der nachfolgenden Zellen verkürzt und deren Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit verringert.

### 8.3.2 Verwerfen von ATM-Zellen beim SR/D-ARQ-Protokoll

Insgesamt bestehen drei unterschiedliche Situationen, in denen das Verwerfen von Zellen Anwendung finden kann:

1. Im Sendepuffer gespeicherte Zellen, die noch nicht versendet wurden und denen daher noch keine Laufnummer zugewiesen worden ist, können ohne Auswirkung auf das ARQ-Protokoll verworfen werden.
2. Bei der ersten Übertragung wird eine Zelle in das Sendefenster des ARQ-Protokolls aufgenommen und erhält dabei eine Laufnummer zugewiesen. Das Verwerfen einer solchen Zelle ist in bekannten ARQ-Protokollen nicht vorgesehen und ist grundsätzlich problematisch. Bei einer Wiederholungsanforderung durch den Empfänger fehlt die Zelle und es kommt zu einer Verklemmung. Es werden zusätzliche Maßnahmen nötig, um dies zu vermeiden.
3. Zellen, die beim Empfänger im Eingangspuffer auf die Wiederholung einer Zelle mit niedrigerer Laufnummer warten, können bei Verzicht auf eine Wiederholung der fehlenden Zellen ggf. vorzeitig, vor Überschreitung ihrer Termine, an die nächsthöhere Protokollschicht ausgegeben werden. Die übersprungene Zelle muß bei ihrem nachträglichen Empfang verworfen werden, um die Reihenfolge der ATM-Zellen beizubehalten. Für dieses Verfahren ist die Übertragung der Termine der

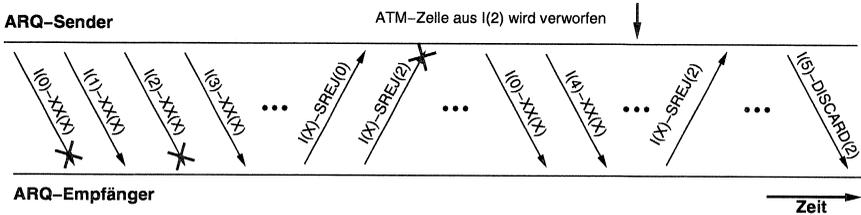


Abbildung 8.11: Beispielhafte Protokollsequenz des SR/D-ARQ-Protokolls mit Verwerfen von ATM-Zellen und Information des Empfängers mittels *Discard*-Meldungen

ATM-Zellen erforderlich, was einen höheren Verwaltungsaufwand im Protokoll zur Folge hat.

Nur durch alle drei Maßnahmen gemeinsam ist die strikte Einhaltung der maximal zulässigen Verzögerung möglich. Zwar wird die Komplexität des Protokolls durch das Verwerfen von Zellen erhöht, jedoch führt nur die Maßnahme 3 wegen der zusätzlichen Übertragung der Termine zu einem merklich erhöhten Signalisieraufwand.

Bei der Maßnahme 2 kann die Situation auftreten, daß der Empfänger eine Zelle zur Wiederholungsübertragung anfordert, die jedoch zwischenzeitlich vom Sender verworfen worden ist. Wenn der Empfänger nicht über das Verwerfen der Zelle informiert wird, fordert er die fehlende Zelle fortlaufend mit einer Selective-Reject (SREJ) Quittung an und es resultiert eine Verklemmung des Protokolls. Um dies zu vermeiden, überträgt der Sender anstatt der verworfenen Zelle eine kurze *Discard*-Meldung, die nur die Laufnummer enthält. Die Übertragung erfolgt wie bei einer Quittung und belegt damit weniger Kanalkapazität, als es bei der Übertragung der verspäteten Zelle der Fall wäre. Der Empfänger muß den Empfang der Discard-Meldung wie bei einem normalen I-Rahmen quittieren sowie mit einem Poll-Timer die Quittierung überwachen, um bei Verlust von Quittungen Verklemmungen zu vermeiden. In Abbildung 8.11 ist der Einsatz der Discard-Meldungen anhand einer beispielhaften Protokollsequenz veranschaulicht. Die Rahmen I(0) und I(2) gehen bei der Übertragung verloren. Auch die SREJ(2)-Quittung, mit der die Wiederholung des I(2)-Rahmen angefordert wird, geht verloren. Aufgrund der Verzögerung durch die Wiederholung des SREJ(2) wird die ATM-Zelle des I(2)-Rahmens zwischenzeitlich im Sender verworfen. Dies wird dem

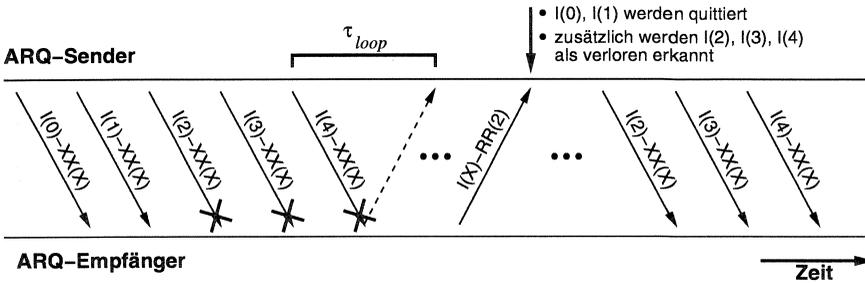


Abbildung 8.12: Beispielhafte Protokollsequenz des SR/D-ARQ-Protokolls (mit Laufnummern modulo 16) mit vorteilhafter Ausnutzung der bekannten Laufzeit von ARQ-Rahmen

Empfänger mit der DISCARD(2)-Meldung mitgeteilt, die huckepack zum I(5)-Rahmen transportiert wird.

Werden mehrere aufeinanderfolgende Zellen verworfen, dann erfolgt dies nach aufsteigenden Laufnummern, da für alle Zellen dieselbe Zeitschranke  $\tau_{dmax}$  gilt. Wenn der Empfänger mehrere zwischenzeitlich verworfene Zellen erneut anfordert, dann reicht es aus, nur das Verwerfen der Zelle mit der höchsten Laufnummer mittels einer Discard-Meldung anzuzeigen. Im Empfänger werden hierdurch alle Zellen mit niedrigerer Laufnummer ebenfalls als verworfen erkannt.

Discard-Meldungen stehen im Wettbewerb zu Quittungen. Zur Vermeidung von Verklemmungen muß daher die rechtzeitige Übertragung von Quittungen und Discard-Meldungen garantiert werden, vgl. die Beispiele in [55].

### 8.3.3 Methoden zur Verringerung von Übertragungsverzögerungen

In der Literatur werden eine Reihe von Methoden vorgestellt, mit denen bei ARQ-Protokollen Übertragungsverzögerungen verringert werden können [14, 168]. Beispielhaft wird hier die vorteilhafte Ausnutzung des Wissens über die Laufzeit von ARQ-Rahmen beschrieben.

Die Umlaufverzögerung  $\tau_{loop}$  sei definiert als die Zeitspanne zwischen dem Versenden eines I-Rahmens in Vorwärtsrichtung bis zum Empfang einer unmittelbar zurückgesendeten Quittung in der Gegenrichtung.

Mit Hilfe von  $\tau_{loop}$  kann der Sender von I-Rahmen den Zeitpunkt bestimm-

men, ab dem eine empfangene Quittung sich auf diesen I-Rahmen bezieht. Der Sender kann den I-Rahmen als verloren erkennen, wenn nach Ablauf der Umlaufverzögerung zwar eine Quittung empfangen wird, sich aber nicht auf diesen I-Rahmen bezieht (mit Ausnahme des SREJ, das sich immer nur auf einen bestimmten I-Rahmen bezieht und das Sendefenster nicht verschiebt). In Abb. 8.12 ist dies beispielhaft anhand einer Protokollsequenz erläutert. Die I(2), I(3) und I(4)-Rahmen gehen verloren. Im Empfänger kann dies erst durch den Empfang eines weiteren I-Rahmens mit höherer Laufnummer erkannt werden, was bis zum Versenden der positiven Receive-Ready RR(2)-Quittung noch nicht erfolgt ist. Der Sender weiß jedoch, daß die RR(2)-Quittung sich auch auf die weiteren I-Rahmen bezieht und erkennt sie als verloren.

# Integriertes stochastisches Simulationsmodell zur Systemanalyse der ATM-Funkschnittstelle

Um eine detaillierte Bewertung der Protokolle der ATM-Funkschnittstelle auf der Basis von möglichst realistischen Rahmenbedingungen vornehmen zu können, wird der vollständige Protokollstapel der Funkschnittstelle in ein stochastisches Simulationsmodell implementiert, das die realen Randbedingungen (z.B. Anwendungsprozesse und die von ihnen erzeugten ATM-Verkehre, die Eigenschaften der Funkübertragung) mit Hilfe geeigneter Modelle nachbildet. Neben der Ermittlung von Kenngrößen zur Leistungsbewertung dient das Simulationsmodell als *Protokoll-Debugger* zur Validierung der Funktionalität des Protokollstapels während der Entwicklungsphase des Systems.

An das Simulationsmodell werden die folgenden Anforderungen gestellt:

- modularer Aufbau mit abstrakten Schnittstellen zwischen den einzelnen Modulen, um die Austauschbarkeit und Wiederverwendbarkeit von Modellkomponenten zu fördern,
- Skalierbarkeit des Modells, um einen Kompromiß aus Detaillierungsgrad und Simulationseffizienz zu erzielen,
- flexibles Erfassen von Leistungskenngrößen,
- statistische Zuverlässigkeit der Simulationsergebnisse,
- detaillierte Erfassbarkeit und Offenlegung des Systemverhaltens etwa durch Visualisierung von Protokollzuständen und Abläufen.

## 9.1 Bewertungsziele und zu ermittelnde Leistungskenngrößen

Ein wichtiges Ziel der Leistungsbewertung ist es, für ein gegebenes Verkehrsszenario mit virtuellen Verbindungen verschiedener ATM-Dienstklassen unter den gegebenen Randbedingungen die vom System erbrachte Dienstgüte

zu ermitteln. Die hierfür erforderlichen Leistungskenngrößen sind von der Dienstklasse einer virtuellen Verbindung abhängig.

### 9.1.1 Leistungskenngrößen für echtzeit-orientierte CBR/VBR-Verbindungen

Die charakteristischen Dienstgüteparameter für echtzeit-orientierte CBR/VBR-Verbindungen sind die mittlere Zellverzögerung  $CTD$  und die Zellverlustwahrscheinlichkeit  $CLR$ , vgl. Kap. 2.4. Bei Verwendung eines ARQ-Protokolls und Vernachlässigung nicht erkannter Bitfehler treten Zellverluste nur durch Terminüberschreitungen und Verwerfen von Zellen auf. Terminüberschreitungen entstehen, wenn die Übertragungsverzögerung einer ATM-Zelle die maximal zulässigen Ende-zu-Ende Zellverzögerung  $maxCTD$  überschreitet. Die ATM-Funkschnittstelle darf als Teilstrecke einer Route durch das ATM-Netz nur einen Bruchteil von  $maxCTD$  hervorrufen. Entsprechend Kapitel 7.2 wird im Simulator als Richtwert die maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  an der Funkschnittstelle zu 10% von  $maxCTD$  angesetzt.

Zur Dokumentation der Zellverzögerung und Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit wird die Darstellungsform der komplementären Verteilungsfunktion (Complementary Distribution Function, CDF) bzw. Mindestwertverteilungsfunktion  $P(\tau_d > t)$  (auch als  $P(> \tau_d)$  geschrieben) der Zellverzögerungen verwendet [160]. Sie gibt den Anteil der Zellen an, deren Verzögerung einen bestimmten Wert überschreiten. Bei vorgegebenem  $\tau_{dmax}$  liest man an der Ordinate die resultierende Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit ab, vgl. Abb. 9.1. Sie entspricht der Zellverlustwahrscheinlichkeit  $CLR$ .

### 9.1.2 Leistungskenngrößen für zeitunkritische ABR/UBR-Verbindungen

Für zeitunkritische ABR/UBR-Verbindungen werden keine Anforderungen an Zellverzögerungen gestellt. Die charakteristische Kenngröße ist daher der auf die Bruttodatenrate von 50.000 ATM-Zellen pro Sekunde normierte maximal erzielbare Zelldurchsatz  $\rho_{max}$ . Die Größe  $O = 1 - \rho_{max}$  wird als Protokoll-Overhead bezeichnet, der den Anteil der Kanalkapazität angibt, der durch die Übertragung von systeminternen Steuer- und Signalisier Nachrichten belegt wird und somit nicht für die Übertragung von ATM-Zellen

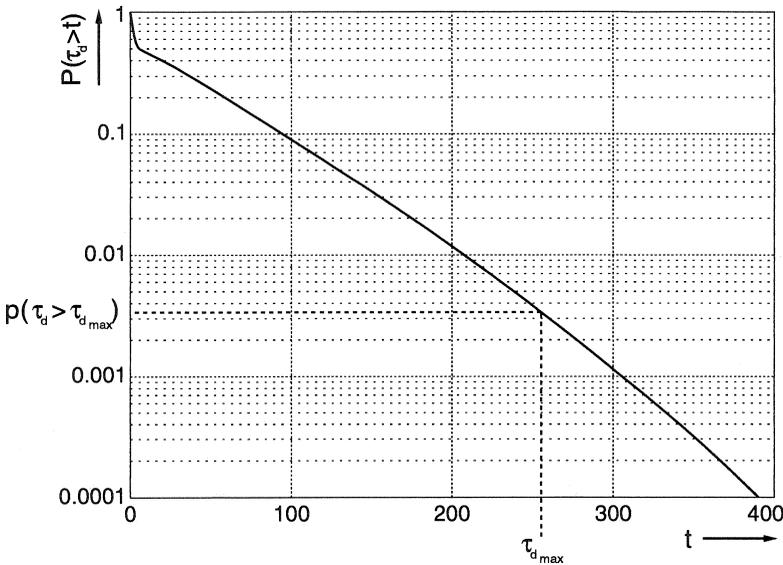


Abbildung 9.1: Ablesen der Terminüberschreitungswahrscheinlichkeit  $P(> \tau_{d_{max}})$  aus der komplementären Verteilungsfunktion der Übertragungsverzögerungen bei vorgegebener maximaler Zellverzögerung  $\tau_{d_{max}}$

verfügbar ist. Bei dieser Vorgehensweise werden auch fehlerhaft übertragene MAC-PDUs dem Protokoll-Overhead zugeschlagen. Dies ist sinnvoll, um die Auswirkung fehlerhafter Signalisierungen zu erfassen. Die Messung des maximalen Durchsatzes ist nur mit zeitunkritischen ABR/UBR-Verbindungen möglich, weil bei sehr hohen Auslastungen  $\rho \approx \rho_{max}$  die Verzögerungen (der niedrig-priorisierten Dienstklassen) sehr stark ansteigen.

Zur Messung von  $\rho_{max}$  wird folgendermaßen verfahren: Bei einem beliebigen Lastszenario, bei dem die Dienstgüte aller Verbindungen eingehalten wird, wird eine weitere UBR-Verbindung mit dem normierten Angebot  $\lambda = 1$  hinzugefügt. Aufgrund der benutzten statischen Prioritäten zur Unterscheidung der Dienstklassen, werden die CBR und VBR-Verbindungen hierdurch kaum beeinflusst. Das starke Überangebot sorgt dafür, daß in jedem verfügbaren Zeitschlitz eine ATM-Zelle übertragen wird. Aufgrund von

Sendepufferüberläufen werden die überschüssigen ATM-Zellen der UBR-Verbindung verworfen. Der normierte maximale Durchsatz entspricht der Rate der erfolgreich übertragenen ATM-Zellen bezogen auf die Bruttodatenrate des Kanals.

## 9.2 Skalierbarkeit des Simulationsmodells

Bei der Entwicklung eines Systemmodells zu Simulationszwecken ist ein Kompromiß zwischen notwendiger Detaillierung und wünschenswerter Simulationseffizienz zu finden. Die Simulationseffizienz bezieht sich hierbei auf die notwendige Simulationsdauer zur Ermittlung statistisch zuverlässiger Simulationsergebnisse. Die differenzierte Skalierbarkeit des Simulationsmodells in Zusammenhang mit einem modularen Aufbau ist eine wichtige Voraussetzung für den praktischen Einsatz des Systemmodells, da hierdurch eine Anpassung an den Untersuchungsgegenstand ermöglicht wird.

Durch einen modularen Aufbau ist es möglich, in der ersten Phase der Untersuchung auf bestimmte Teilmodelle des Gesamtsystems, die keinen unmittelbaren Einfluß auf den betrachteten Systemparameter haben, zu verzichten (z.B. die Effizienz des RQCH-Protokolls ist weitgehend unabhängig vom verwendeten ARQ-Protokoll, daher braucht die LLC-Schicht bei Voruntersuchungen zur MAC-Schicht nur grob modelliert zu werden). Die Verwendung vereinfachter Modelle ermöglicht nach entsprechend kurzen Simulationslaufzeiten eine Vorauswahl der optimalen Systemparameter. Zur Bestimmung der absoluten Systemleistung mit den ermittelten Parametern sollten dann möglichst alle Einflußfaktoren berücksichtigt werden.

## 9.3 Software-Architektur des Simulationsmodells

Die Modellierung des zeitlichen Systemverhaltens erfolgt mit Hilfe der ereignisgesteuerten Simulation. Die Software-Architektur des entwickelten Simulationsmodells ist in Abbildung 9.2 dargestellt. Es wird ein objektorientierter Ansatz verfolgt, bei dem Kommunikationsobjekte in eine modellierte Umgebung eingebettet werden. Ein Kommunikationsobjekt enthält den Protokollstapel eines Terminals bzw. der Basisstation, Lastgeneratoren zur Erzeugung des zu tragenden ATM-Verkehrs und ein Modem-Objekt, das das Verhalten des digitalen Übertragungssystems nachbildet und den Protokollstapel mit dem Funkkanal verbindet. Die Eigenschaften des Funkkanals

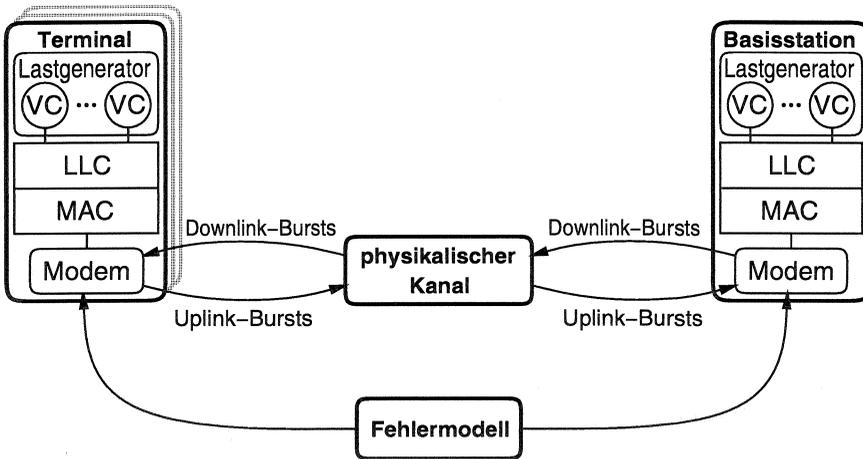


Abbildung 9.2: Module des SIMCO3++/W-ATM-Simulators

werden durch zwei Objekte nachgebildet. Das Objekt *physikalischer Kanal* modelliert die zeitlichen Aspekte des Versendens von physikalischen Bursts. Es erkennt Kollisionen basierend auf den Sende- und Empfangszeiten von Bursts und leitet Bursts an die empfangenden Modems weiter. Mit Hilfe des Fehlermodells werden die Einflüsse von Funkausbreitung und Interferenzen nachgebildet, indem beim Empfang von Bursts Übertragungsfehler hervorgerufen werden.

Der Protokollstapel besteht aus allen in den Kapiteln 8 bis 11 beschriebenen Kommunikationsprotokollen, die vollständig und in Form von erweiterten endlichen Automaten in der Sprach C++ implementiert wurden.

## 9.4 Modellierung der Anwendungsprozesse

Als Anwendungsprozesse sind die virtuellen Verbindungen und ihre Quellenprozesse zu betrachten, deren ATM-Zellen über die Funkschnittstelle übertragen werden. Die Quellenprozesse werden durch die von ihnen erzeugten ATM-Zellströme sowie die von ihnen geforderte Dienstgüte charakterisiert. Die Modellierung typischer ATM-Verkehrsquellen erfolgt durch Nachbildung der zugrundeliegenden Zellgenerierungsprozesse mit geeigneten sto-

chastischen Prozessen, mit denen die Zwischenankunftszeiten von ATM-Zellen bestimmt werden. Die Annahmen über das Verhalten von Verkehrsquellen hat einen entscheidenden Einfluß auf die Systemleistung. Ausgangspunkt für verschiedene Quellenmodelle sind die in Tabelle 2.1 aufgeführten ATM-Anwendungen und ihre Zuordnung zu den ATM-Dienstklassen.

Die Auswahl geeigneter Quellen und ihre Gruppierung zu Simulationsszenarien erfolgt mit den gegenläufigen Zielen, realistische Randbedingungen zu modellieren und gleichzeitig die Wechselwirkung zwischen Quelleneigenschaften und Systemleistung analysieren zu können. Die Modellierung des Quellenverkehrs beschränkt sich daher auf je eine typische Anwendung pro Dienstklasse, wobei das verwendete Quellenmodell bezüglich seiner charakteristischen Kenngrößen (z.B. Datenrate) und seiner Dienstgüteeigenschaften (z.B. maximale Verzögerung) skalierbar ist.

#### 9.4.1 Der deterministische stochastische Prozeß als Modell für CBR-Quellen

Die entscheidende Eigenschaft für die Modellierung von CBR-Diensten ist die deterministische Zwischenankunftszeit der Zellen. CBR-Quellen lassen sich eindeutig durch ihre mittlere Zellgenerierungsrate  $\lambda$  beschreiben. Tabelle 9.1 zeigt die Parametrierung der CBR-Quelle für zwei Anwendungsfälle.

Anwendung	$\lambda$	$\tau_{dmax}$	$\frac{\tau_{dmax}}{\tau_{slot}}$	CLR
PCM-Sprache	64 kbit/s	2 ms	100	$10^{-4}$
ISDN-Primärmultiplexanschluß*	2.048 Mbit/s	5 ms	250**	$10^{-4}$

\* Beim Einsatz als Radio-Local-Loop-System zum Anschluß einer ISDN-Nebenstellenanlage

\*\* Größer als bei PCM-Sprache, da die Paketisierungsverzögerung beim Sammeln der Bits einer ATM-Zelle vernachlässigbar kurz ist

Tabelle 9.1: CBR-Anwendungen und ihre Parametrierung der CBR-Quelle

#### 9.4.2 Videoquelle mit autoregressivem Prozeß als Modell einer typischen VBR-Anwendung

Die Modellierung einer typischen Anwendung des VBR-Dienstes erfolgt mit einer Videoquelle. Sie verwendet den in [125] beschriebenen autoregressiven

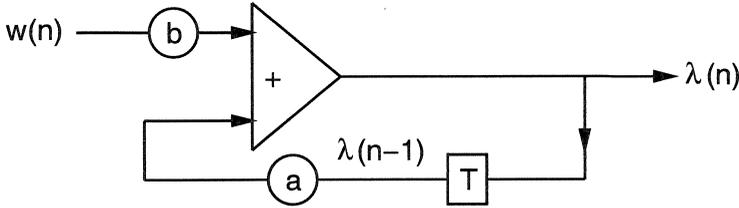


Abbildung 9.3: Autoregressiver Prozeß erster Ordnung

Prozeß (vgl. Abb. 9.3), der den Zellstrom eines VBR-Video codecs mit hoher Bildqualität beschreibt. Das Modell beruht auf Messungen an einer realen Videotelefonie-Szene, in der der Codec 30 Bilder pro Sekunde mit der mittlere Datenrate von 3.9 Mbit/s und einer Burstiness<sup>1</sup> von 2.712 erzeugt hat. Die Datenrate  $\lambda$  ist entsprechend der Auflösung des Bildes frei skalierbar. Im Simulator wird standardmäßig die mit neueren Codecs erzielbare Rate von 1 Mbit/s verwendet. Die aktuelle Datenrate  $\lambda(n)$  des Modells während des  $n$ -ten Bildes wird mit der Autoregression (9.1) berechnet:

$$\lambda(n) = \max \{ a \cdot \lambda(n-1) + b \cdot w(n) \cdot \lambda, 0 \} \quad (9.1)$$

Dabei ist  $w$  eine Gauß-verteilte Zufallsvariable mit  $E(w) = 0.572$  und  $Var(w) = 1$ . Es gilt  $a = 0.8781$  und  $b = 0.2131$ .

Das Modell berücksichtigt nicht die Rate, mit der während eines Bildes ATM-Zellen generiert werden. Deterministische Zwischenankunftszeiten von ATM-Zellen können im Zusammenspiel mit der deterministischen Übertragungsdauer auf dem Funkkanal zu unvorteilhaften Korrelationen der Wartezeiten führen. Um derart ungewollte Effekte zu vermeiden und um den besonderen Charakter der Büschelankünfte der Videoquelle gegenüber CBR-Quellen zu betonen, werden alle ATM-Zellen eines Bildes gleichzeitig als Stapelankunft generiert.

Die maximale Verzögerung der Videoquelle wird zu  $30 \text{ ms} = 1500 \tau_{slot}$  gewählt.

<sup>1</sup>Verhältnis von maximaler zur mittleren Bitrate

### 9.4.3 Modellierung von zeitunkritischen UBR-Diensten

Die Leistungsbewertung der ATM-Funkschnittstelle zielt im wesentlichen auf die Dienstgüte von echtzeit-orientierten CBR/VBR-Diensten ab. In speziellen Lastszenarien werden neben CBR/VBR-Verbindungen weitere UBR-Verbindungen mit niedrigerer statischer Priorität betrieben, um Aussagen über die maximal mögliche Auslastung des Systems zu erhalten. Der Ankunftsprozeß der UBR-Quellen hat dabei einen nur unwesentlichen Einfluß auf die Systemleistung. Seine Eigenschaft geht gerade in Hochlastphasen aufgrund der Wartezeiten während der Übertragung höherpriorisierter ATM-Zellen von CBR/VBR-Verbindungen fast vollständig verloren. Im Simulator resultiert die UBR-Last daher aus Poissonquellen, die ATM-Zellen mit negativ-exponentiell verteilten Zwischenankunftszeiten gemäß einer vorgegebenen mittleren Rate generieren.

### 9.4.4 Testszzenarien mit Poissonquellen

In speziellen Testszzenarien werden die Poissonquellen auch zur Modellierung von VBR-Quellen eingesetzt. Hierbei wird die hohe Varianz der Zwischenankunftszeiten von Poissonquellen ausgenutzt, die besonders starke Anforderungen an das MAC-Protokoll stellt. Die Poissonquelle ermöglicht wegen ihrer flexiblen Parametrierbarkeit die gezielte Untersuchung der Auswirkung bestimmter Protokollparameter. Es kommen die beiden Szenarien aus den Tabellen 9.2 und 9.3 mit gleichmäßig und ungleichmäßig auf Verbindungen verteilter Last zum Einsatz. Jedes Terminal betreibt eine bidirektionale Verbindung mit symmetrisch auf Uplink und Downlink verteiltem Angebot. Als Angebot  $\lambda_i$  einer Verbindung versteht man den von der Quelle in eine Richtung erzeugten Verkehr, während das Gesamtangebot  $\sum \lambda$  auf dem TDD-Kanal Uplink und Downlink einschließt.

### 9.4.5 Realistische Simulationsszenarien mit Multimedia-Diensten

Die Bewertung der Dienstgüte von echtzeit-orientierten Diensten erfolgt anhand von zwei realistischen Multimediaszenarien, mit denen Hochlastfälle modelliert werden. Ihre Parameter sind in den Tabellen 9.4 und 9.5 zusammengestellt. Das zweite Szenario geht aus dem ersten hervor, indem zwei 1 Mbit/s Videoquellen gegen eine 2 Mbit/s CBR-Quelle ausgetauscht werden. Es ist zu beachten, daß diese hochratige CBR-Verbindung der VBR-

Anzahl Terminals	10
Verbindungen je Terminal	1
Dienstklasse	VBR
norm. Gesamtangebot $\sum \lambda$	0.75
norm. Angebot $\lambda_i$ von Verbindung $i$	0.0375
maximale Verzögerung $\tau_{dmax}$	$250 \tau_{slot} \hat{=} 5 \text{ ms}$

Tabelle 9.2: Parameter des Poisson-Szenarios mit gleichmäßig auf Verbindungen verteilter Last

Anzahl Terminals	10
Verbindungen je Terminal	1
Dienstklasse	VBR
norm. Gesamtangebot $\sum \lambda$	$\approx 0.75$
norm. Angebot $\lambda_i$ von Verbindung $i$	$\sum \lambda/2^{i+1}$
maximale Verzögerung $\tau_{dmax}$	$250 \tau_{slot} \hat{=} 5 \text{ ms}$

Tabelle 9.3: Parameter des Poisson-Szenarios mit ungleichmäßig auf Verbindungen verteilter Last

Prioritätsebene des Schedulers zugeordnet ist, weil nach Abschnitt 7.1 nur niedriggradige CBR-Verbindungen (z.B. 64 kbit/s) mit höchster statischer Priorität bedient werden.

Bei mehreren Verbindungen mit demselben Quellentyp kann es bei gleicher Parametrierung (z.B. Startzeit und Zwischenankunftszeit bei CBR-Quelle) zu Korrelationen zwischen den Ankunftsprozessen kommen, durch die die Messung von Leistungskenngrößen verfälscht wird. Um dies zu vermeiden werden die Zwischenankunftszeiten von ATM-Zellen bei der CBR-Quelle und Bildern bei der Videoquelle für verschiedene Quelleninstanzen leicht unterschiedlich parametriert.

## 9.5 Modellierung des physikalischen Kanals

Das Modell des physikalischen Kanals ist ein zentrales Objekt im Systemmodell. Es dient als Transportmedium, über das der gesamte Nachrichtenaustausch zwischen den Terminals und der Basisstation stattfindet. Das Versenden von Nachrichten erfolgt mit Burst-Objekten, die eine MAC-PDU ent-

Dienst	Dienstklasse	$\lambda$	#WT	$\sum$ Last	$\tau_{dmax}$	$\frac{\tau_{dmax}}{\tau_{slot}}$
Sprache	CBR	64 kbps	4	3%	2 ms	100
Video	VBR	1 Mbps	4	44%	30 ms	1500
Daten	UBR	460 kbps	4	20%	undef.	undef.

Tabelle 9.4: Parameter des ersten Multimediaszenarios

Dienst	Dienstklasse	$\lambda$	#WT	$\sum$ Last	$\tau_{dmax}$	$\frac{\tau_{dmax}}{\tau_{slot}}$
Sprache	CBR	64 kbps	4	3%	2 ms	100
ISDN-P.MUX.	VBR*	2 Mbps	1	22%	5 ms	250
Video	VBR	1 Mbps	2	22%	30 ms	1500
Daten	UBR	460 kbps	4	20%	undef.	undef.

\* ISDN-Primärmultiplexanschluß, nur niedriggradige CBR-Verbindungen (z.B. 64 kbit/s) werden vom Scheduler mit höchster statischer Priorität bedient.

Tabelle 9.5: Parameter des zweiten Multimediaszenarios

halten und durch die Senderposition und die Start- und die Endezeitpunkte gekennzeichnet sind. Die Auflösung der Zeitachse basiert auf der Länge von Zeitschlitzen. Bei korrektem Systemverhalten können Bursts die Grenzen von Zeitschlitzen nicht überschreiten. Die Modellierung vernachlässigt die zeitliche Ausbreitung von Sendesignalen sowie die Verwendung von Schutzzeiten zwischen Bursts. Wenn mehrere Bursts in demselben Zeitschlitz versendet werden (z.B. bei Zufallszugriff), meldet der Kanal eine Kollision. Das Modell enthält eine vereinfachte Synchronisationsfunktion, die das Aufsynchronisieren von Terminals auf die Zeitschlitzsequenz der Signalisierungsperioden des DSA-MAC-Protokolls modelliert. Es wird dabei ein typisches Synchronisationsverfahren nachgebildet, bei dem Synchronisationssymbolsequenzen den Anfang eines bestimmten Burststyps (z.B. Burst mit Period-Ctrl-PDU) und damit den Beginn einer Periode kennzeichnen [121]. Beim Start der Simulation oder nach dem Verlust der Synchronisation aufgrund von modellierten Übertragungsfehlern, teilt das Modell des physikalischen Kanals einem Terminal den Start des nächsten Bursts mit, der eine Period-Ctrl-PDU enthält. Mit dem Empfang der Period-Ctrl-PDU sind der MAC-Instanz des Terminals die Sende- und Empfangszeitpunkte

der weiteren Bursts der Periode bekannt, so daß es an der Kommunikation teilnehmen kann.

## 9.6 Modellierung von Übertragungsfehlern

Das Fehlermodell bildet die zeit-varianten Einflüsse des Funkkanals und des digitalen Übertragungssystems auf die Übertragung von physikalischen Bursts nach. Die Einflüsse auf die Wellenausbreitung wie Mehrwegeausbreitung, Abschattung, entfernungsabhängige Pfadverluste und Interferenzen hängen dabei stark von der Umgebung und der Mobilität ab. Aufgrund der Vielzahl möglicher Einsatzbereiche von W-ATM-Systemen kann im konkreten Fall ein sehr unterschiedliches Verhalten resultieren.

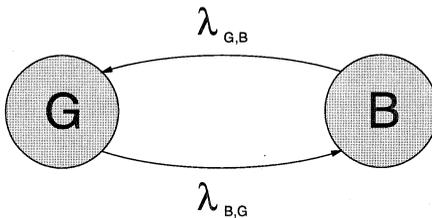


Abbildung 9.4: Modellierung von Übertragungsfehler durch ein Gilbert-Modell

Im Simulator beschränkt sich die Modellierung des Funkkanals auf die Nachbildung von Übertragungsfehlern, durch die in Bursts enthaltene MAC-PDUs zerstört werden. Bei einem Breitbandkanal finden aufgrund von Multipath-Fading Pegelbrüche statt, die zu büschelartigen Übertragungsfehlern führen, vgl. Kap. 3.2. Der räumliche Abstand zwischen zwei Pegelbrüchen liegt größenordnungsmäßig im Bereich der halben Wellenlänge des Trägersignals (hier 5 GHz). Legt man die Geschwindigkeit eines Fußgängers von etwa 5 m/s zugrunde, so liegen Pegelbrüche etwa 20 ms auseinander. Im Simulator werden Übertragungsfehler durch ein Gilbert-Modell mit zwei Zuständen erzeugt [44], vgl. Abb. 9.4. Im „guten“ Kanalzustand  $G$  erfolgt fehlerfreier Empfang und im „schlechten“ Kanalzustand  $B$  gehen alle MAC-PDUs verloren. Der mittlere Abstand zwischen zwei Fehlerbüscheln beträgt  $1000 \tau_{slot}$  und die mittlere Fehlerbüschellänge  $25 \tau_{slot}$ . Die mittlere Paketfehlerwahrscheinlichkeit (Verlustwahrscheinlichkeit von MAC-PDUs) resultiert zu 2.5%. Weil auf einem TDD-Kanal

die Wellenausbreitung in beide Übertragungsrichtungen symmetrisch ist, werden korrelierte Übertragungsfehler auf Uplink und Downlink zugrundegelegt. Im Simulator wird dies berücksichtigt, indem je Paar aus Terminal und Basisstation je eine Instanz des Fehlermodells zur Anwendung kommt. Für Vergleichsuntersuchungen wurde ein weiteres Kanalmodell verwendet, das unkorrelierte Paketfehler mit der Wahrscheinlichkeit  $P_{err} = 2.5\%$  generiert.

## 9.7 Statistische Sicherheit der Simulationsergebnisse

Bei der Auswertung von Ergebnissen stochastischer Simulationen muß die statistische Unsicherheit bezüglich der Genauigkeit der Ergebnisse insbesondere für seltene Ereignisse berücksichtigt werden.

Die Überwachung des relativen Fehlers erfolgt mit Hilfe des LRE-Algorithmus [138, 139], der den erhöhten Stichprobenbedarf aufgrund von Korrelation zwischen Meßwerten quantifiziert. Wegen der Korrelationen im Quellenverkehr und im Kanalfehler sowie wegen des daraus resultierenden Stichprobenbedarfs wurde für den LRE-Algorithmus ein relativer Fehler von 5% für die Ereignisse mit der kleinsten Wahrscheinlichkeit vorgegeben. In den Multimediaszenarien aus Abschnitt 9.4.5 wird zur Ermittlung der komplementären Wartezeitverteilungsfunktion bis zu  $P(\tau_d > t) = 10^{-3}$  eine Simulationslänge von etwa  $10^8 \tau_{slot} \approx 0.5 h$  benötigt. Mit einer modernen Hochleistungs-Workstation beträgt die Simulationsdauer etwa 12 Stunden.

## 9.8 Implementierungsaspekte

Zur Umsetzung der Funktionen und Algorithmen des Simulationsmodells wird die objektorientierte Programmiersprache C++ verwendet. Dabei ist die SIMCO3++/W-ATM Simulationsumgebung entstanden. Die Funktionen und Algorithmen zur Durchführung der stochastischen Simulation (z.B. ereignisorientierte Simulationssteuerung, Zufallszahlengeneratoren, LRE-Algorithmus) werden durch die C++-Klassenbibliothek *Communication Network Class Library* (CNCL) bereitgestellt [67].

Die Implementierung des Protokollstapels erfolgt entsprechend dem ISO/OSI-Referenzmodell. Die Kommunikation zwischen den einzelnen Schichten erfolgt mit Hilfe von Dienstprimitiv-Objekten über Dienstzugangspunkt-Objekte, wobei die C++-Klassen der SIMCO-Klassenbibliothek zum Einsatz

kommen [101]. Diese Objekte bilden klar definierte Schnittstellen zwischen den Schichten und fördern die Austauschbarkeit und Wiederverwendbarkeit der implementierten Protokolle.

Eine Reihe von Funktionen der Simulationsumgebung sind in die SIMCO-Klassenbibliothek aufgenommen worden, um in anderen Simulationsmodellen wiederverwendet zu werden. Dazu gehören Module zur Verwaltung von Simulationsparametern [140], zur automatischen Erfassung und Visualisierung von Zustandsvariablen mit dem Protokoll-Debugger *stadi* (State-Display) [131], sowie zur objektorientierten Generierung von grafischen Benutzeroberflächen entsprechend dem selbstplatzierenden Boxenprinzip von  $\text{T}_{\text{E}}\text{X}$  und *InterViews* [75, 83, 164]. Hierbei wird zur Darstellung das GIST-Werkzeug (Graphical Interactive Simulation Result Tool) verwendet, das die Aufzeichnung von zeitlich veränderlichen Vektorgrafiken ermöglicht [1]. Im Simulator wird dies zur Visualisierung komplexer Protokollabläufe verwendet, die in einem Animationsmodus schrittweise nachvollzogen werden können. Die grafische Benutzeroberfläche bildet damit ein hilfreiches Werkzeug zum komfortablen Auffinden von Fehlern und zur Präsentation der Protokollfunktionalität, vgl. Abb. 9.5.

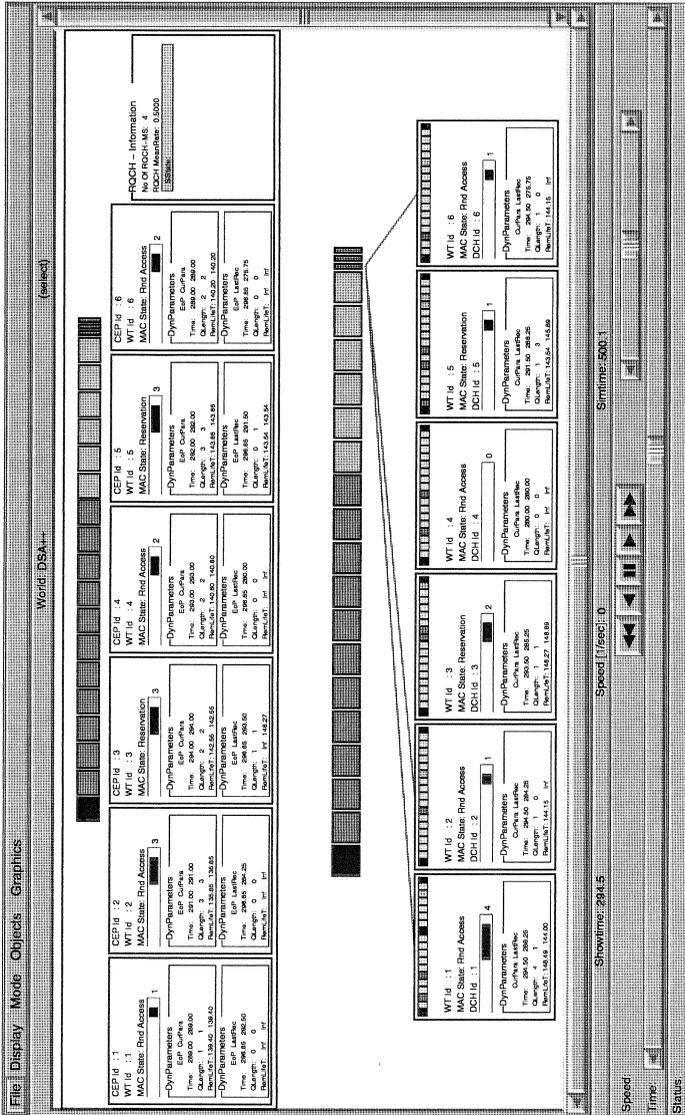


Abbildung 9.5: Graphische Benutzeroberfläche des Simulators: Momentaufnahme des DSA++ MAC-Protokollablaufs

## Signalisierung von Kapazitätsanforderungen

Aufgabe der Signalisierung von Kapazitätsanforderungen über den Uplink ist es, den ATM-Zellscheduler der Basisstation hinreichend genau über die Belegung der Wartepuffer in den Terminals zu informieren. An das Signalisierprotokoll werden die folgenden Anforderungen gestellt:

**Rechtzeitige Signalisierung:** Die Garantie der geforderten maximalen Verzögerungen  $\tau_{dmax}$  von echtzeit-orientierten Diensten ist nur bei rechtzeitiger Signalisierung der Neuankünfte von ATM-Zellen möglich.

**Geringer Signalisierverkehr:** Die Signalisierung erfolgt in Konkurrenz zu ATM-Zellen: Durch Signalisierung belegte Kanalkapazität führt u.U. zu höheren Wartezeiten von ATM-Zellen.

**Hinreichend genaue Abbildung der Kapazitätsanforderungen:**

Eine zu ungenaue Abbildung der Belegungszustände der Sendepuffer kann zu Verschwendung von Kanalkapazität führen, wenn mehr Zeitschlitze reserviert werden als erforderlich, oder erhöht im Fall der Unterreservierung die Verzögerungen der ATM-Zellen.

Bei der Signalisierung von Kapazitätsanforderungen müssen folgende Teilspekte betrachtet werden:

- Codierung der Wartepufferbelegung in Abhängigkeit von der Dienstklasse
- Bestimmung der Signalisierungshäufigkeiten bzw. der Signalisierzeitpunkte
- Art der Übertragung von Kapazitätsanforderungen

Die Codierung der Wartepufferbelegung bzw. der Kapazitätsanforderungen der Terminals erfolgt dienstspezifisch abgestimmt auf die im Scheduler verwendeten Algorithmen. Da das MAC-Protokoll nur zwischen Terminals unterscheidet, der Scheduler dagegen zwischen virtuellen Verbindungen, werden die Kapazitätsanforderungen aller Verbindungen derselben Dienstklasse zusammengefaßt und in einem Objekt einer generischen Datenstruktur

von etwa 2 byte Größe codiert, den *dynamischen Parametern*<sup>1</sup>. Die Kapazitätsanforderung eines Terminals wird durch eine Gruppe von dynamischen Parameterobjekten beschrieben, in der für jede Dienstklasse je ein Objekt enthalten ist. Zum Versenden einer Kapazitätsanforderungsnachricht wählt ein Terminal die dynamischen Parameter der höchstpriorisiertesten Dienstklasse aus, für die Kapazität benötigt wird.

**VBR-Dienstklasse:** Da die ATM-Zellen der VBR-Dienstklasse in der Reihenfolge ihrer Wichtigkeiten übertragen werden, enthalten ihre dynamischen Parameter die Restlebensdauer  $\tau_{r1}$  der dringendsten VBR-ATM-Zelle und die Anzahl  $Z$  der Zellen, deren Restlebensdauer um höchstens die maximale Länge einer Signalisierungsperiode  $N_{DCH\ max} \cdot \tau_{slot}$  größer als  $\tau_{r1}$  ist, vgl. Abb. 10.1. Dieser Planungshorizont ist unter dem Gesichtspunkt der maximalen Verzögerung ausreichend, weil mit jeder versendeten ATM-Zelle neue dynamische Parameter huckepack übertragen werden, die die Basisstation über die weiteren Kapazitätsanforderungen informieren.

Für die Codierung von  $Z$  reicht es aus, nur soviel Kapazität anzufordern, wie maximal in einer Signalisierungsperiode reserviert werden kann. Wegen  $N_{D\ max} = 30$  sind 5 bit ausreichend, es folgt  $Z < 32$ . Stehen für die dynamischen Parameter 2 byte zur Verfügung, und erfolgt die Codierung der ATM-Dienstklasse mit 2 bit, dann bleiben 9 bit zur Codierung der Restlebensdauer übrig, in denen die untersten Bits von  $\left\lfloor \frac{\tau_{r1}}{\tau_{slot}} \right\rfloor$  untergebracht werden.

**CBR-Dienstklasse:** Die dynamischen Parameter für die CBR-Dienstklasse sind analog zu denen der VBR-Dienstklasse aufgebaut.

Ein optimiertes Verfahren, das hier nicht weiter betrachtet wird, verwendet die deterministischen Zwischenankunftszeiten der CBR-Zellen, um in der Basisstation den Zeitpunkt der nächsten Ankunft zu extrapolieren. Die dynamischen Parameter dienen der Synchronisation der Basisstation auf den Ankunftsprozeß im Terminal. Im Fall einer fehlerhaften Extrapolation muß das Terminal seine dynamischen Parameter explizit zur Basisstation übertragen. Ein entsprechendes Protokoll wurde in [108, 147] vorgestellt und untersucht.

<sup>1</sup>Der Name *dynamische Parameter* kennzeichnet den dynamischen Charakter der durch sie abgebildeten Kapazitätsanforderung im Unterschied zu den statischen Verbindungsparametern und ATM-Dienstgüteparametern.

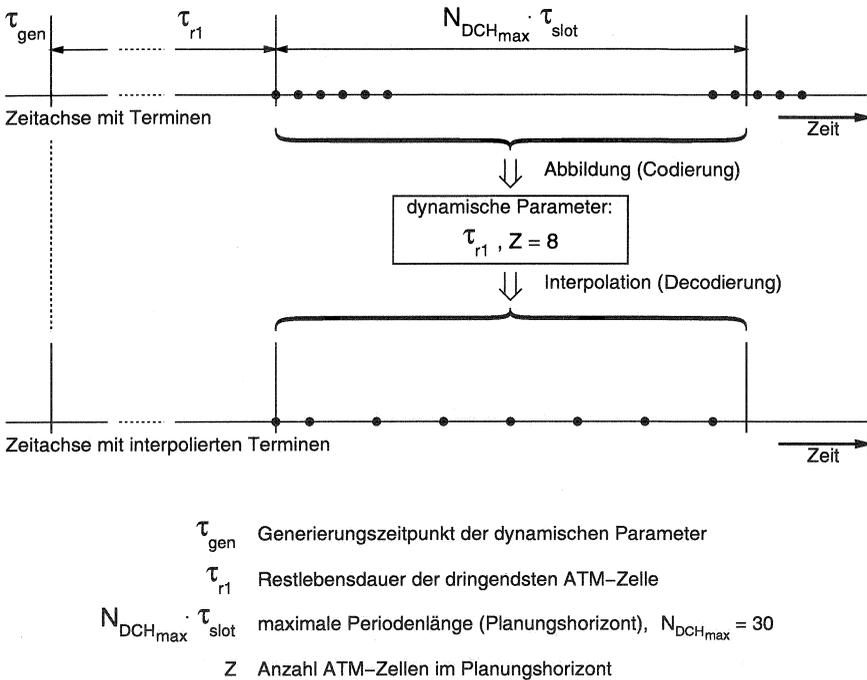


Abbildung 10.1: Codierung und Decodierung der CBR/VBR dynamischen Parameter

**UBR-Dienstklasse:** Die dynamischen Parameter der UBR-Dienstklasse enthalten die Anzahl der wartenden UBR-ATM-Zellen.

Das DSA++ Protokoll kennt zwei Übertragungswege für dynamische Parameter:

- in DCH-Zeitschlitz huckepack zu ATM-Zellen
- in kurzen RQCH-Zeitschlitz mittels Zufallszugriff oder durch die Basisstation mit Hilfe von Pollen erfragt

Die Übertragung erfolgt abhängig vom Reservierungszustand eines Terminals. Abbildung 10.2 zeigt das entsprechende Zustandsübergangsdiagramm. Im Zustand *Leerlauf* ist der Wartepuffer des Terminals leer, so daß keine

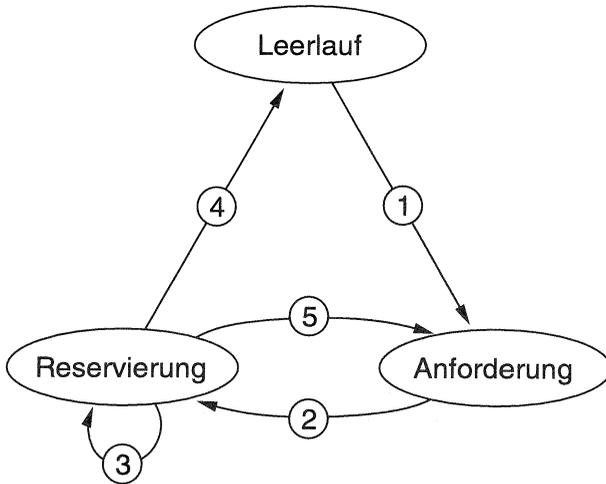


Abbildung 10.2: Reservierungszustände eines Terminals

dynamischen Parameter versendet werden. Nach der Ankunft einer ATM-Zelle wechselt das Terminal in den Zustand *Anforderung* (Zustandsübergang ①) und versucht seine dynamischen Parameter in kurzen Zeitschlitz des RQCH zu übertragen. Nach erfolgreicher Übertragung wechselt das Terminal in den Zustand *Reservierung* ② und wird entsprechend der Dringlichkeit seiner ATM-Zellen vom Scheduler bedient. Bei der Übertragung einer ATM-Zelle in einem reservierten DCH-Zeitschlitz werden dem Scheduler die aktuellen Kapazitätsanforderungen durch huckepack übertragene dynamische Parameter mitgeteilt ③. Falls bei der Übertragung einer ATM-Zelle keine weiteren Anforderungen vorliegen, werden keine dynamischen Parameter mehr übertragen und somit der Basisstation der Wechsel des Terminals in den Zustand *Leerlauf* signalisiert ④.

Einen Sonderfall stellt der gleichzeitige Betrieb mehrerer virtueller Verbindungen unterschiedlicher Dienstklassen dar. Hat das Terminal für eine niedrigpriorisierte Dienstklasse (z.B. UBR) Kanalkapazität angefordert und befindet sich daher im Zustand *Reservierung*, kann sich durch die Ankunft von ATM-Zellen einer hochpriorisierten Dienstklasse (z.B. VBR) der Kapazitätsbedarf derart ändern, daß nicht auf den nächsten von der Basisstation reservierten Zeitschlitz gewartet werden kann, um die neuen dynamischen

Parameter huckepack zu der ATM-Zelle der niedrigpriorisierten Dienstklasse zu übertragen. Stattdessen wird in den Zustand *Anforderung* zurückgegangen (Zustandsübergang ⑤) und eine Neuübertragung der dynamischen Parameter im RQCH durchgeführt.

Die MAC-Instanz der Basisstation verfolgt den Reservierungszustand der Terminals, um die Anzahl der Terminals zu schätzen, die in Zeitschlitz für Zufallszugriff senden werden. Anhand der empfangenen dynamischen Parameter kann die Basisstation die Zustandsübergänge ②, ③ und ④ erkennen, ein Übergang in den Zustand *Anforderung* ist jedoch nicht feststellbar. Durch fehlerhafte Übertragung von dynamischen Parametern kann ein Terminal in den Zustand *Reservierung* wechseln, ohne daß die Basisstation dies registriert. Das Terminal muß eine derartige Situation erkennen und in den Zustand *Anforderung* zurückkehren. Hierzu signalisiert die Basisstation in jeder Period-Ctrl-PDU (im Feld für die RQCH-Signalisierung) die Priorität der ATM-Zelle, der der Scheduler den letzten Zeitschlitz der momentanen Signalisierungsperiode zugeteilt hat. Ein Terminal kann ggf. durch den Vergleich dieser Priorität mit den eigenen Kapazitätsanforderungen erkennen, daß es bei der Zeitschlitzvergabe trotz ausreichend hoher Priorität nicht berücksichtigt worden ist, und schlußfolgert den Verlust seiner zuletzt übertragenen dynamischen Parameter. In diesem Fall wiederholt es umgehend deren Übertragung.

## 10.1 Modell zur Optimierung des Zugriffsprotokolls im Request-Channel (RQCH)

Zur Untersuchung verschiedener Protokolle zur Steuerung des Zugriffs auf die kurzen Zeitschlitz des RQCH wird ein Modell eingeführt, das die wesentlichen Merkmale der periodenorientierten Zeitschlitzvergabe im DSA++ Protokoll berücksichtigt.

Die Zeitachse wird in Perioden der konstanten Dauer  $\tau_P$  unterteilt, vgl. Abb. 10.3. In einer Periode kann eine beliebige Anzahl von Zeitschlitz für die Übertragung von dynamischen Parametern verfügbar gemacht werden. Die Zeitschlitz werden mit Hilfe von fortlaufenden Nummern identifiziert. Die Dauer sowie Lage der einzelnen Zeitschlitz ist in diesem Modell irrelevant und daher nicht definiert. Die Basisstation signalisiert zu Beginn jeder Periode mit einer Reservierungsnachricht die Anzahl der Zeitschlitz, sowie für jeden einzelnen Zeitschlitz die Zuteilung zu allen oder einer

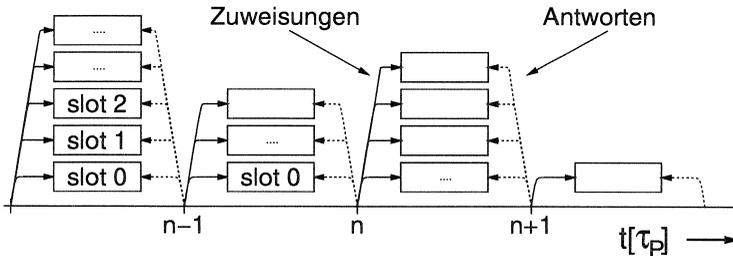


Abbildung 10.3: Modell des RQCH im periodenorientierten DSA++ Protokoll

Gruppe von Terminals (Zufallszugriff), oder zu einem bestimmten Terminal (Pollen). Am Ende einer Periode teilt die Basisstation für jeden Zeitschlitz für Zufallszugriff durch eine Antwort mit, ob in diesem Zeitschlitz kein (Frei), ein (Erfolg) oder mehr als ein Paket (Kollision) gesendet wurde. Die Übertragung von Reservierungsnachrichten, Paketen und Antworten wird als fehlerfrei angenommen.

Es wird eine konstante, bekannte Anzahl  $N$  von Terminals zugrundegelegt, die sich in den Zuständen *Leerlauf* oder *Anforderung* befinden. Bei einem Terminal  $i$ ,  $0 \leq i < N$ , im Zustand *Leerlauf* erfolgt zu Beginn einer Periode unabhängig von der Vorgeschichte mit der Wahrscheinlichkeit  $p_i$  die Neuankunft eines Paketes. Hierdurch wechselt das Terminal in den Zustand *Anforderung* und sendet in ihm zugeteilten Zeitschlitzen. Durch eine erfolgreiche Übertragung wechselt ein Terminal am Ende einer Periode zurück in den Zustand *Leerlauf*.

Das Modell unterscheidet sich von dem in Kapitel 4.2.2 eingeführten Modell, das häufig in der Literatur zur Bewertung von Zufallszugriffsprotokollen verwendet wird, in folgenden Punkten:

- Begrenzte und bekannte Anzahl von Terminals. Die Terminals sind mit fortlaufenden (temporären) Terminaladressen numeriert, die während der Registrierung durch die Basisstation zugeteilt werden.
- Unbegrenzte Anzahl von quasi gleichzeitigen Zeitschlitzen pro Periode.
- Verzögerte Antwort am Ende der Periode (im Gegensatz zur unmittelbaren Antwort am Ende eines Zeitschlitzes in Kapitel 4.2.2). Aus der Literatur ist bekannt, daß ein erneuter Zugriff vor der Auswertung

der Antwort des vorherigen Zugriffs zu einer Verschlechterung der Effizienz führt [14]. Daher darf ein Terminal grundsätzlich nur einmal pro Periode zugreifen.

- Die Zugriffsverzögerungen werden auf die Periodendauer  $\tau_P$  normiert.

Das Modell gibt die folgenden Aspekte der periodenorientierten Übertragung im DSA++ Protokolls nur stark vereinfacht wieder:

- Die unbekannte und terminalspezifische Verteilung der Aufenthaltsdauer von Terminals im Reservierungszustand *Leerlauf* wird durch einen terminalunspezifischen, gedächtnislosen Ankunftsprozeß modelliert.
- Die Anzahl der Terminals im Reservierungszustand *Leerlauf* oder *Anforderung* ändert sich von Periode zu Periode.
- Die Periodendauer im DSA++ Protokoll ist lastabhängig.
- Die endliche Größe der Period-Ctrl-PDU, die die Reservierungsnachrichten und Antworten transportiert, limitiert die maximale Anzahl von Zeitschlitzen in einer Periode.

Die Optimierung des Zugriffsprotokolls für den RQCH im Rahmen dieses Modells erfolgt nach Effizienz und Verzögerungen. Das Modell läßt keine Abwägung zwischen diesen beiden Leistungskenngrößen zu, weil dazu die Einbeziehung der Übertragung von ATM-Zellen in das Modell notwendig ist. Dies erfolgt erst in Abschnitt 10.4.

## 10.2 Zugriffsverfahren mit blockierendem Splittingalgorithmus

Dem Stand der Technik entsprechend wird als erstes Zugriffsprotokoll ein blockierender Splittingalgorithmus untersucht. Untersuchungen zu diesem Algorithmus in der Literatur legen zumeist eine unmittelbare Antwort am Ende eines Zeitschlitzes zugrundegelegt, vgl. Kapitel 4.2.2. Unser Modell mit mehreren Zeitschlitzen je Periode und verzögerten Antworten am Periodenende legt jedoch nahe, daß die Auflösung aller Kollisionsmengen, die aus derselben Startmenge hervorgehen, parallel in verschiedenen Zeitschlitzen derselben Periode erfolgt, vgl. Abb. 10.4. Desweiteren ist es möglich, während einer voranschreitenden Kollisionsauflösung (S1 in Abb. 10.4) neue Startmengen zu bilden (S2 in Abb. 10.4), um so Neuankünfte frühzeitig zu bearbeiten.

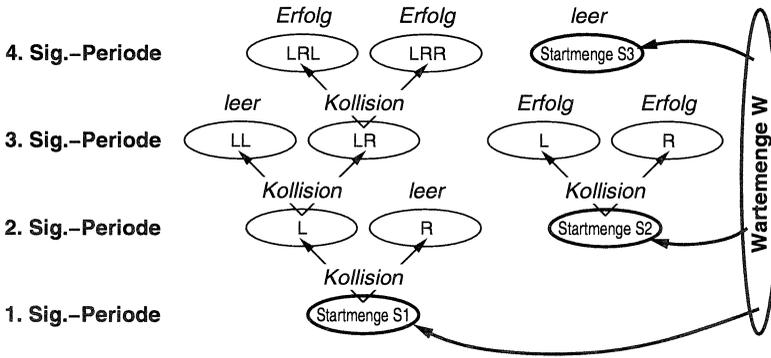


Abbildung 10.4: Splittingalgorithmus mit parallelen Instanzen

### 10.2.1 Analyse der Kollisionsauflösung mit Splittingalgorithmus

Bevor ein konkretes Zugriffsprotokoll mit blockierendem Nummernsplitten untersucht wird, erfolgt zunächst eine mathematische Analyse der parallelen Abarbeitung aller Kollisionsmengen, die aus derselben Startmenge hervorgegangen ist. Dazu wird die Kollisionsauflösung einer Startmenge der Größe  $k$  betrachtet. Es werden die Effizienz sowie die Verteilungsfunktion der Wartezeit für  $q$ -näres Splitten bestimmt, wobei die Herleitung beispielhaft für binäres ( $q = 2$ ) und ternäres ( $q = 3$ ) Splitten erfolgt und für quaternäres ( $q = 4$ ) Splitten nur die Ergebnisse angegeben werden [77]. Nach einer Kollision ordnen sich die kollidierten Terminals unabhängig voneinander je mit der Wahrscheinlichkeit  $1/q$  einer von  $q$  Teilmengen zu.

Zur Herleitung der mittleren Anzahl  $N_q(k)$  von zur vollständigen Abarbeitung der Startmenge benötigten RQCH-Zeitschlitzten wird eine Rekursion verwendet, die beispielhaft für binäres und ternäres Splitten hergeleitet wird.

Die Rekursion des binären Splittens ( $p_{links} = p_{rechts} = \frac{1}{2}$ ) beruht darauf, daß die  $k$  Terminals sich derart auf die linke und rechte Teilmenge aufteilen, daß die Anzahl der Terminals in der linken Teilmenge  $k_l$  einer binomial-verteilten Zufallsvariablen entspricht, und daß für die Anzahl der Terminals in der rechten Teilmenge  $k_r = k - k_l$  gilt. Die Anzahl von Zeitschlitzten zur Abarbeitung der  $k$  Terminals der Startmenge folgt aus der Summe der Zeitschlitzte zur Abarbeitung der beiden Teilmengen plus einem

Zeitschlitz, auf den die Terminals der Startmenge zugreifen. Die Rekursion endet bei Kollisionsmengen mit  $k = 1$  oder  $k = 0$ , für deren Abarbeitung jeweils ein Zeitschlitz benötigt wird. Es ergibt sich somit für  $k \geq 2$  die in der Beziehung (10.1) angegebene Rekursion sowie die Anfangsbedingungen  $N_2(0) = N_2(1) = 1$ .

$$\begin{aligned}
 N_2(k) &= 1 + \left(\frac{1}{2}\right)^k \sum_{i=0}^k \binom{k}{i} (N_2(i) + N_2(k-i)) \\
 &= 1 + \left(\frac{1}{2}\right)^k \sum_{i=0}^k \binom{k}{i} \cdot 2 \cdot N_2(i) \\
 &= \frac{1 + \left(\frac{1}{2}\right)^{k-1} \sum_{i=0}^{k-1} \binom{k-1}{i} N_2(i)}{1 - \left(\frac{1}{2}\right)^{k-1}} \quad (10.1)
 \end{aligned}$$

Beim ternären Splitten teilen sich die  $k$  Terminals der Startmenge gleichverteilt und unabhängig voneinander auf drei Teilmengen auf, wobei sich binomial-verteilt  $i$  aus  $k$  Terminals der ersten Teilmenge,  $j$  aus  $k-i$  der zweiten und die restlichen  $k-i-j$  Terminals der dritten Teilmenge zuordnen. Damit ergibt sich für  $k \geq 2$  die in der Beziehung (10.2) angegebenen Rekursion sowie die Anfangsbedingungen  $N_3(0) = N_3(1) = 1$ .

$$\begin{aligned}
 N_3(k) &= 1 + \left(\frac{1}{3}\right)^k \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^{k-i} \binom{k}{i} \binom{k-i}{j} (N_3(i) + N_3(j) + N_3(k-i-j)) \\
 &= 1 + \left(\frac{1}{3}\right)^k \sum_{i=0}^k \left[ \binom{k}{i} 2^{k-i} N_3(i) + 2 \cdot \sum_{j=0}^{k-i} \binom{k-i}{j} N_3(j) \right] \\
 &= \frac{1 + \left(\frac{1}{3}\right)^k \left[ \sum_{i=0}^{k-1} \binom{k-1}{i} (2^{k-i} + 2) N_3(i) + 2 \sum_{i=1}^k \sum_{j=0}^{k-i} \binom{k-1}{i} \binom{k-i}{j} N_3(j) \right]}{1 - \left(\frac{1}{3}\right)^{k-1}} \quad (10.2)
 \end{aligned}$$

Mit Hilfe dieser Rekursionen läßt sich die mittlere Anzahl  $N_q(k)$ ,  $q = 2, 3$  benötigter Zeitschlitze zur Auflösung einer Startmenge mit  $k$  Terminals nu-

merisch ermitteln. In Abbildung 10.5 ist der normierte Durchsatz  $\rho_q(k) = k/N_q(k)$  des binären ( $q = 2$ ), ternären ( $q = 3$ ) und quaternären ( $q = 4$ ) Splittingalgorithmus über  $k$  dargestellt. Das Maximum der Kurven liegt, von  $k = 1$  abgesehen, bei  $k = q$ . Dabei ist ternäres Splitten für große  $k$  geringfügig effizienter als binäres Splitten. Es ist erkennbar, daß *starkes Splitten* zu Beginn einer Kollisionsauflösungsperiode vorteilhaft ist, um große Kollisionsmengen schnell in kleinere mit nur einem Terminal aufzuteilen. Bei kleinen Kollisionsmengen ist schwaches Splitten wegen der geringeren Wahrscheinlichkeit für leere Zeitschlitze vorteilhaft.

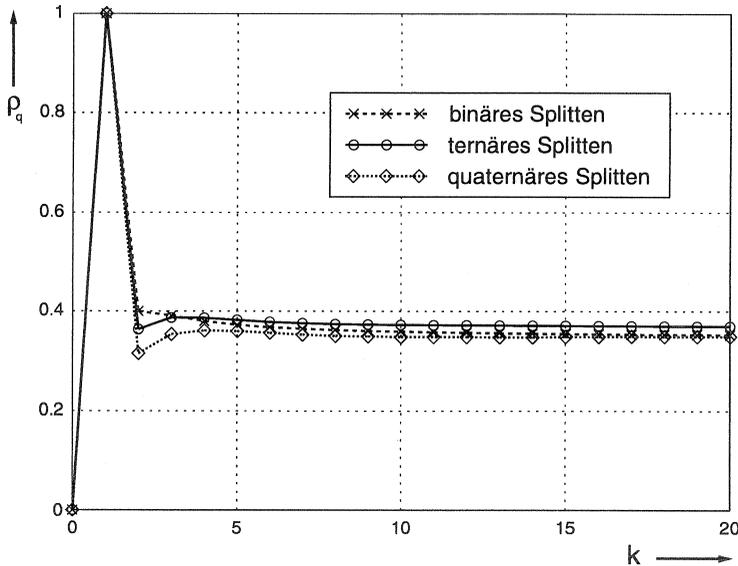


Abbildung 10.5: Normierter Durchsatz  $\rho_q(k) = k/N_q(k)$  des binären ( $q = 2$ ), ternären ( $q = 3$ ) und quaternären ( $q = 4$ ) Splittingalgorithmus über der Anzahl  $k$  von Terminals in der Startmenge

Zur Berechnung des Durchsatzes muß die Wahrscheinlichkeit für  $k$  Terminals in der Startmenge bekannt sein. Hierzu wird abweichend vom zugrundeliegenden Modell angenommen, daß sich die  $N$  Terminals jeweils unabhängig voneinander mit der Wahrscheinlichkeit  $\bar{k}/N$  der Startmenge

zuordnen. Damit entspricht  $k$  einer binomial-verteilten Zufallsvariablen mit dem Erwartungswert  $\bar{k}$ .

Der normierte Durchsatz  $\rho_{q,N}(\bar{k})$  berechnet sich damit zu:

$$\rho_{q,N}(\bar{k}) = \frac{\bar{k}}{\sum_{k=0}^N N_q(k) \cdot \binom{N}{k} \left(\frac{\bar{k}}{N}\right)^k \left(1 - \frac{\bar{k}}{N}\right)^{N-k}} \quad (10.3)$$

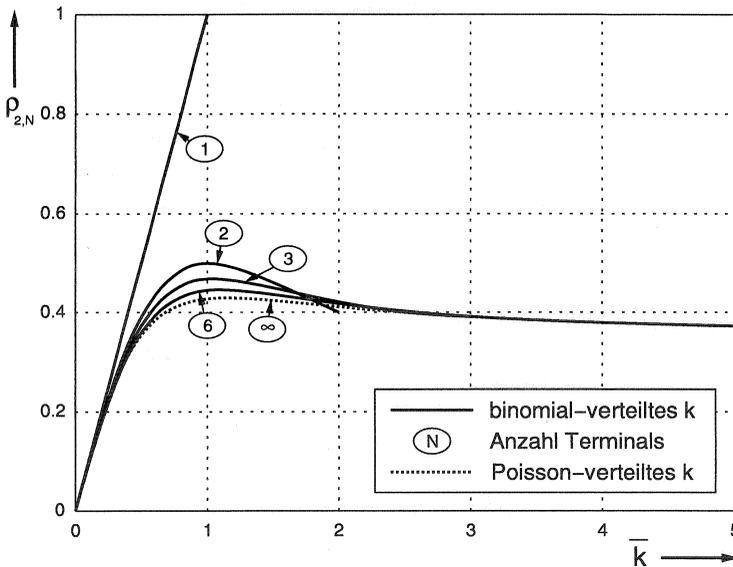


Abbildung 10.6: Normierter Durchsatz  $\rho_{2,N}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe der Startmenge für binäres Splitting mit verschiedener Anzahl  $N$  von Terminals

In den Abbildungen 10.6 und 10.7 sind die numerisch ermittelten Kurven für den binären und ternären Splittingalgorithmus mit verschiedener Anzahl  $N$  von Terminals dargestellt. Es ist zu erkennen, daß die Kurven sich mit steigendem  $N$  schnell der Kurve mit Poisson-verteilter Größe der Startmenge annähern, die nach Gleichung (10.4) berechnet wird.

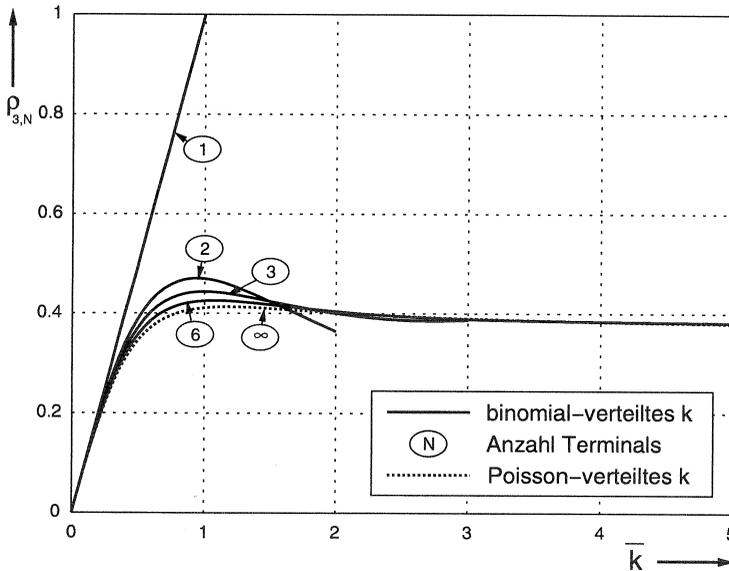


Abbildung 10.7: Normierter Durchsatz  $\rho_{3,N}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe der Startmenge für ternäres Splitten mit verschiedener Anzahl  $N$  von Terminals

$$\rho_q(\bar{k}) = \frac{\bar{k}}{\sum_{k=0}^{\infty} N_q(k) \cdot \frac{\bar{k}^k}{k!} e^{-\bar{k}}} \quad (10.4)$$

$\rho_q(\bar{k})$  bildet für  $N > 5$  eine gute Näherung für  $\rho_{q,N}(\bar{k})$ . Weil der Parameter  $N$  entfällt, wird ein übersichtlicher Vergleich der verschiedenen Splittingordnungen ermöglicht. Daher wird im folgenden, abweichend vom zugrundeliegenden Modell, stets eine Poisson-verteilte Größe der Startmenge angenommen.

In Abbildung 10.8 ist  $\rho_q(\bar{k})$  für binäres, ternäres und quaternäres Splitten gegenübergestellt. Bei binärem Splitten wirkt sich positiv aus, daß bei der entsprechenden Kurve in Abbildung 10.5 das lokale Maximum bei  $k = 2$  direkt benachbart zum absoluten Maximum bei  $k = 1$  ist. Beim ternären und quaternären Splitten liegen die beiden Maxima weiter auseinander, so

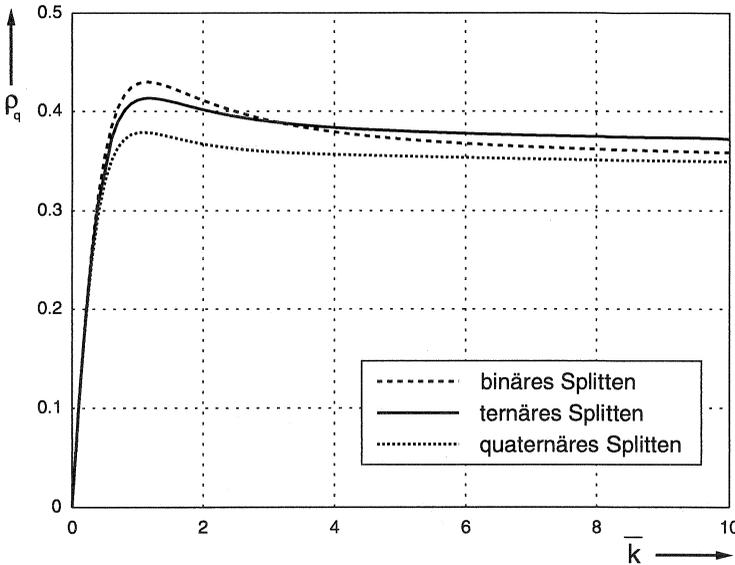


Abbildung 10.8: Normierter Durchsatz  $\rho_q(\bar{k})$  bei Poisson-verteilter Größe der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Splitten

daß das Maximum des Durchsatzes flacher verläuft. Es ergeben sich die in Tabelle 10.1 zusammengefaßten Werte für den maximalen Durchsatz. Der maximale Durchsatz von 0.4295 für den binären Algorithmus entspricht der Herleitung in [21]. Der in Kapitel 4.2.3 angegebene maximale Durchsatz des FCFS-Splittingalgorithmus von 0.487 wird nicht erreicht, weil die beiden Verbesserungen aus [86] und [42] nicht angewendet werden können.

Die mathematische Berechnung der Wartezeitverteilungsfunktion beruht ebenfalls auf einer Rekursion. Dazu wird zunächst eine Beziehung für die Wahrscheinlichkeit  $p_{q,k}(l, m)$  hergeleitet (mit der Splittingordnung  $q$ ), daß bei der Kollisionsauflösung einer Startmenge mit  $k$  Terminals nach dem  $l$ -ten Splitten noch genau  $m$  Terminals in die Kollision verwickelt sind.

Zur Veranschaulichung wird der in Abbildung 10.9 illustrierte Fall mit  $q = 2$  und  $k = 2$  betrachtet. Im ersten Schritt kollidieren die zwei Terminals unweigerlich, so daß zwei Teilmengen mit je  $i$  und  $k - i$  Terminals gebildet werden.

Ordnung $q$	Größe der Startmenge $\bar{k}$	Durchsatz $\rho_{q_{max}}$
2	1.148	0.4295
3	1.178	0.4134
4	1.089	0.3789

Tabelle 10.1: Maximaler Durchsatz  $\rho_{q_{max}}$  bei Poisson-verteilter Größe der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Splitten

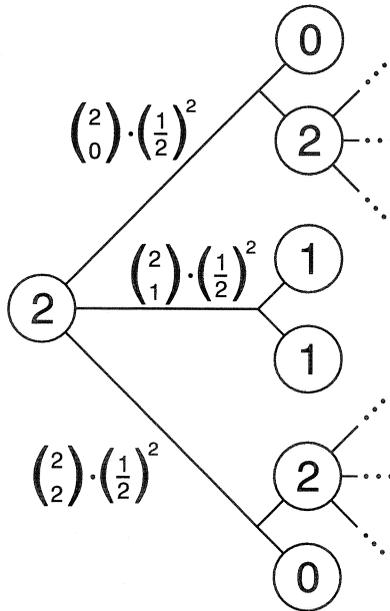


Abbildung 10.9: Aufteilung der Terminals einer Startmenge der Größe  $k = 2$  auf Teilmengen nach dem ersten und zweiten Splitten

Die Wahrscheinlichkeit einer derartigen Kombination ist  $\binom{k}{i} \left(\frac{1}{2}\right)^k$ . Die Verteilung der Anzahl von nach dem ersten Splitten übertragungswilligen Terminals bildet sich aus der Summe der Anzahl von Terminals in den beiden Teilmengen, wobei alle (im Beispiel 3) Kombinationen von möglichen Teil-

mengen entsprechend ihrer Auftretenswahrscheinlichkeit gewichtet werden müssen. Da für  $k = 2$  beim ersten Zugriff unweigerlich eine Kollision auftritt, sind nach dem Splitten sicher noch zwei Terminals übertragungswillig. Dies ändert sich nach dem zweiten Splitten. Hierbei muß jede aus dem ersten Splitten hervorgegangene Teilmenge gesondert betrachtet werden. Im Falle von keinem oder einem Terminal in der Teilmenge sind im folgenden Schritt ( $l > 1$ ) die nachfolgend denkbaren Teilmengen sicher leer, so daß die Rekursion für diesen Teilbaum beendet ist. Für eine größere Anzahl von Terminals in einer Teilmenge läßt sich die Beziehung zur Berechnung der Verteilungsfunktion für  $l = 2$  auf eine Teilmenge mit  $l = 1$  zurückführen. Damit läßt sich die Rekursion auf beliebige  $l$  erweitern, wobei nach dem  $l$ -ten Splitten Teilmengen mit mehr als einem Terminal auf Teilmengen nach dem  $(l - 1)$ -ten Splitten zurückgeführt werden. Es resultiert die rekursive Beziehung (10.5).

$$p_{2,k}(l, m) = \begin{cases} 1 & \text{für } m = k, l = 0 \\ 1 & \text{für } m = 0, k \leq 1, l > 0 \\ \left(\frac{1}{2}\right)^k \sum_{i=0}^k \binom{k}{i} \sum_{j=\max(0, m-(k-i))}^{\min(m, i)} p_{2,i}(l-1, j) \cdot p_{2, k-i}(l-1, m-j) & \\ 0 & \text{für } k > 1, l > 0 \\ & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.5)$$

Für ternäres Splitten mit  $q = 3$  ist eine analoge Herleitung möglich. Hierbei teilen sich im Falle einer Kollision die  $k$  Terminals auf drei Teilmengen mit  $i, j$  und  $k - i - j$  Terminals auf, wobei die Wahrscheinlichkeit einer derartigen Kombination sich zu  $\binom{k}{i} \binom{k-i}{j} \left(\frac{1}{3}\right)^k$  berechnet. Es ergibt sich somit die Rekursion (10.6).

$$p_{3,k}(l, m) = \begin{cases} 1 & \text{für } m = k, l = 0 \\ 1 & \text{für } m = 0, k \leq 1, l > 0 \\ \left(\frac{1}{3}\right)^k \sum_{i=0}^k \sum_{j=0}^{k-i} \binom{k}{i} \binom{k-i}{j} \sum_{r=0}^{\min(m, i)} \sum_{s=\max(0, m-r-(k-i-j))}^{\min(m-r, j)} \dots & \\ \dots p_{3,i}(l-1, r) \cdot p_{3,j}(l-1, s) \cdot p_{3, k-i-j}(l-1, m-r-s) & \\ 0 & \text{für } k > 1, l > 0 \\ & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.6)$$

Der Erwartungswert des Anteils von nach dem  $l$ -ten Splitten einer Startmenge mit  $k$  Terminals noch in die Kollision verwickelten Terminals berechnet sich zu:

$$r_{q,k}(l) = \frac{1}{k} \sum_{m=0}^k m \cdot p_{q,k}(l, m) \quad , \quad k > 0 \quad (10.7)$$

Alle nach dem  $l$ -ten Splitten noch kollidierten Terminals haben eine Wartezeit  $\tau_d$  von mehr als der  $l$ -fachen Periodendauer  $\tau_P$ . Damit entspricht  $r_{q,k}(\lfloor \tau_d / \tau_P \rfloor)$  der komplementären Verteilungsfunktion der Wartezeiten  $\tau_d$  beim Splittingalgorithmus, ausgehend vom Start einer Kollisionsauflösungsperiode<sup>2</sup>:

$$P_{q,k}(\tau_d > t) = \frac{1}{k} \sum_{m=0}^k m \cdot p_{q,k}(\lfloor t / \tau_P \rfloor, m) \quad (10.8)$$

Bei Poisson-verteilter Größe der Startmenge mit dem Erwartungswert  $\bar{k}$  berechnen sich die komplementären Verteilungsfunktionen der Wartezeiten  $P_{q,\bar{k}}(\tau_d > t)$  zu:

$$P_{q,\bar{k}}(\tau_d > t) = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\bar{k}^k}{k!} e^{-\bar{k}} \cdot k P_{q,k}(\tau_d > t) \quad (10.9)$$

In Abbildung 10.10 ist  $P_{q,\bar{k}}(\tau_d > t)$  auf  $\tau_P$  normiert für den binären, ternären und quaternären Splittingalgorithmus angegeben. Für  $\bar{k}$  wurden jeweils die in Tabelle 10.1 angegebenen Werte gewählt, die den maximalen Durchsatz ergeben. Der Übersichtlichkeit halber wurden die Stufen der Verteilungsfunktionen linear geglättet. Im Modell entspricht das dem Fall, daß Neuankünfte nicht zum Beginn sondern gleichverteilt über eine Periode erfolgen. Für die Berechnung der mittleren Wartezeit  $\bar{\tau}_d$  muß zunächst die Wahrscheinlichkeitsfunktion der Anzahl von Signalisierungsperioden bis zur erfolgreichen Übertragung eines Paketes bestimmt werden. Dies erfolgt erneut über eine Rekursion. Mit der Beziehung (10.10) für binäres Splitten läßt sich der Anteil von Terminals bestimmen, der beim  $l$ -ten Zugriff erfolgreich überträgt. Dies ist gleichbedeutend mit der Anzahl von Teilmengen mit genau einem Terminal vor dem  $l$ -ten Splitten bezogen auf die Gesamtzahl von Terminals in der Startmenge.

<sup>2</sup> $\lfloor x \rfloor$  ist die größte ganze Zahl, die kleiner gleich  $x$  ist.

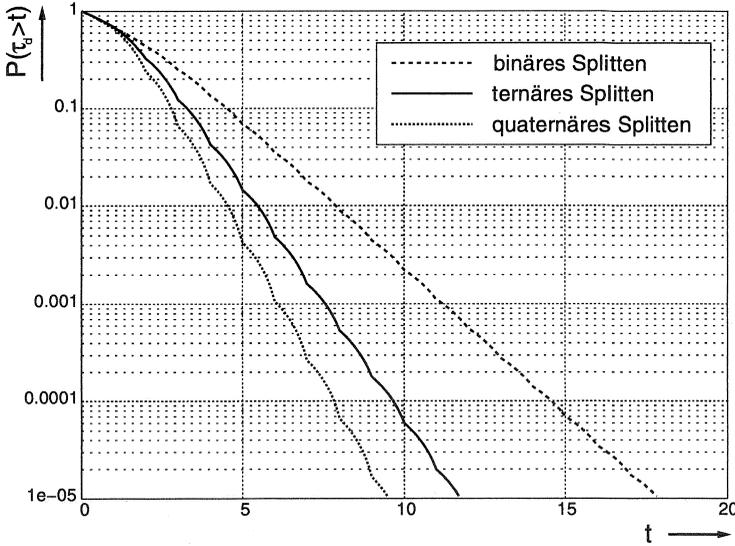


Abbildung 10.10: Normierte komplementäre Verteilungsfunktionen der Wartezeiten  $P_{q,\bar{k}}(\tau_d > t)$  bei Poisson-verteilter Anzahl von Terminals in der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Splitten ( $\bar{k}$  aus Tabelle 10.1)

$$p_{2,k}(l) = \begin{cases} 1 & \text{für } k = 1, l = 1 \\ \frac{1}{k} \left(\frac{1}{2}\right)^k \sum_{i=0}^k \binom{k}{i} (i \cdot p_{2,i}(l-1) + (k-i) \cdot p_{2,k-i}(l-1)) & \text{für } k > 1, l > 1 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.10)$$

Die mittlere Wartezeit  $\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})$  berechnet sich dann zu:

$$\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k}) = \tau_P \cdot \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=0}^{\infty} \left( \frac{\bar{k}^k}{k!} e^{-\bar{k}} \cdot k \sum_{l=0}^{\infty} l \cdot p_{q,k}(l) \right) \quad (10.11)$$

Analog berechnet sich die Varianz zu:

$$\sigma^2 (\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})) = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=0}^{\infty} \left( \frac{\bar{k}^k}{k!} e^{-\bar{k}} \cdot k \sum_{l=0}^{\infty} (l \cdot \tau_P - \bar{\tau}_{d,q}(\bar{k}))^2 \cdot p_{q,k}(l) \right) \quad (10.12)$$

In Abbildung 10.11 sind die normierten mittleren Wartezeiten  $\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})$  bei Poisson-verteilter Anzahl von Terminals in der Startmenge für den binären, ternären und quaternären Splittingalgorithmus angegeben.

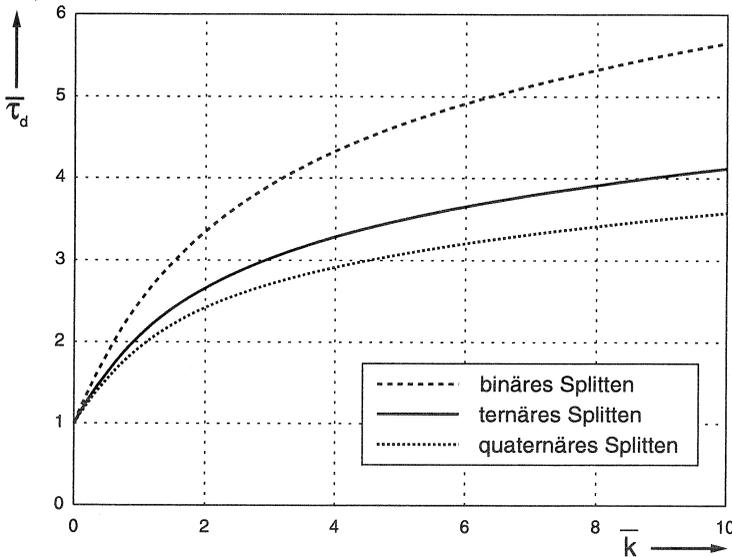


Abbildung 10.11: Normierte mittlere Wartezeiten  $\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})$  bei Poisson-verteilter Größe  $\bar{k}$  der Startmenge für binäres, ternäres und quaternäres Splitten

In der Tabelle 10.2 sind die mittleren Wartezeiten sowie die Standardabweichung der Wartezeiten für die optimalen Arbeitspunkte aus Tabelle 10.1 für den binären, ternären und quaternären Splittingalgorithmus angegeben. Man erkennt, daß mit steigender Splittingordnung die Wartezeiten deutlich abnehmen. Dies wird jedoch mit sinkender Effizienz erkauft.

$q$	$\bar{k}$	$\rho_{q\max}$	$\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})$	$\sigma(\tau_{d,q}(\bar{k}))$
2	1.148	0.4295	2.642766	1.738795
3	1.178	0.4134	2.203925	1.160270
4	1.089	0.3789	1.990115	0.948662

Tabelle 10.2: Normierte mittlere Wartezeiten  $\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})$  und Standardabweichung  $\sigma(\tau_{d,q}(\bar{k}))$  der Wartezeiten für die optimalen Arbeitspunkte aus Tabelle 10.1 bei Poisson-verteilter Anzahl von Terminals in der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Splitten

### 10.2.2 Analyse der Kollisionsauflösung mit dem Nummern-Splittingalgorithmus

Bei endlicher und bekannter Anzahl von Terminals ist es sinnvoll, die Auswahl einer Nachfolgeteilmenge nicht anhand eines unabhängigen Zufallsexperimentes sondern mit Hilfe der Terminaladressen vorzunehmen. Dieses Verfahren wird zur Unterscheidung vom zufälligen Splitten des vorherigen Abschnitts Nummernsplitten genannt. Laut [14] besteht der Vorteil des Nummernsplittens in der endlichen Anzahl von Zeitschlitzen zur vollständigen Auflösung einer Kollision. Dazu muß die Basisstation den Terminals während der Registrierung eine temporäre Identifizierungsnummer aus einem möglichst kleinen Nummernraum zuweisen. Bei der Splittingordnung  $q$  und der Dimension  $n$  des Nummernraums dürfen alle Nummern aus dem Intervall  $[0, q^n - 1]$  verwendet werden. Die Nummern sind dabei zur Zahlenbasis  $q$  definiert.

Bei Nummernsplitten ordnen sich die Terminals einer Kollisionsmenge nach dem  $l$ -ten Zugriff (beim  $l$ -ten Splitten) entsprechend der  $l$ -ten Ziffer ihrer Nummer einer der  $q$  Teilmengen zu, vgl. das Beispiel aus Abb. 10.12 mit binärem Splitten ( $q = 2$ ) und  $n = 4$ . Das Beispiel macht deutlich, daß beim Nummernsplitten jede Startmenge nach spätestens  $n$  Schritten vollständig aufgelöst ist, weil alle Terminals verschiedene Nummern besitzen. Die Zuordnung von kollidierten Terminals zu Teilmengen vollzieht sich entsprechend einem negativ korrelierten Prozeß, der die Bildung von ungefähr gleichgroßen Teilmengen bevorzugt. Zur Berechnung der Verteilungsfunktion der Anzahl von Terminals in einer der Teilmengen wird eine Startmenge mit  $k$  Terminals betrachtet. Nach einer Kollision entspricht im

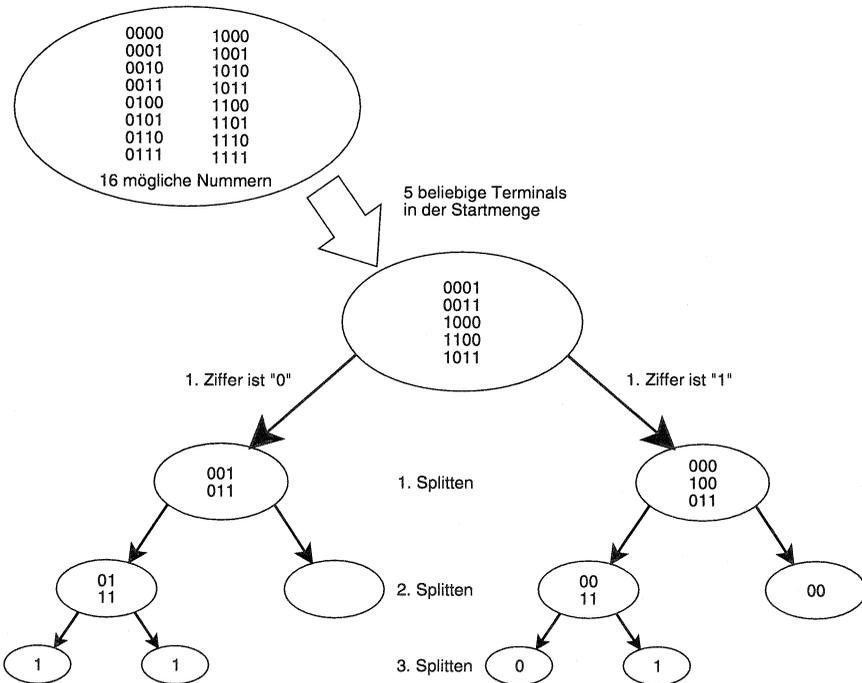


Abbildung 10.12: Beispiel für den binären ( $q = 2$ ) Nummern-Splittinalgorithmus mit einem Nummernraum der Dimension  $n = 4$

binären Fall die Anzahl von Terminals in einer der beiden Teilmengen einer hypergeometrisch-verteilten Zufallsvariablen (bei Kollision ist  $k \geq 2$ ). Somit ist die Wahrscheinlichkeit für  $k_l$  Terminals in der linken Teilmenge und  $k_r = k - k_l$  Terminals in der rechten Teilmenge:

$$P_{n,k}(k_l) = \frac{\binom{2^{n-1}}{k_l} \binom{2^{n-1}}{k-k_l}}{\binom{2^n}{k}} \quad (10.13)$$

Nach jedem Splitten nimmt die Dimension der Menge von möglichen Terminals in der folgenden Kollisionsteilmenge jeweils um eins ab. Die Berechnung der mittleren Anzahl Zeitschlitzte  $N_{q,n}(k)$  zur Abarbei-

zung der  $k \leq q^n$  Terminals der Startmenge erfolgt entsprechend der in Abschnitt 10.2.1 hergeleiteten Rekursionen. Für binäres Nummernsplitten ergibt sich die für  $2 \leq k \leq 2^n$  gültige rekursive Beziehung (10.14). Die Startbedingungen der Rekursion sind  $N_{2,n}(0) = N_{2,n}(1) = 1$ .

$$\begin{aligned}
 N_{2,n}(k) &= 1 + \sum_{i=\max(0, k-2^{n-1})}^{\min(k, 2^{n-1})} \frac{\binom{2^{n-1}}{i} \binom{2^{n-1}}{k-i}}{\binom{2^n}{k}} (N_{2,n-1}(i) + N_{2,n-1}(k-i)) \\
 &= 1 + \frac{2}{\binom{2^n}{k}} \sum_{i=\max(0, k-2^{n-1})}^{\min(k, 2^{n-1})} \binom{2^{n-1}}{i} \binom{2^{n-1}}{k-i} N_{2,n-1}(i) \quad (10.14)
 \end{aligned}$$

Für ternäres Splitten ergibt sich analog die Rekursion (10.15) sowie die Anfangsbedingung  $N_{3,n}(0) = N_{3,n}(1) = 1$ .

$$\begin{aligned}
 N_{3,n}(k) &= 1 + \sum_{i=0}^{\min(k, 3^{n-1})} \sum_{j=\max(0, k-i-3^{n-1})}^{\min(k-i, 3^{n-1})} \frac{\binom{3^{n-1}}{i} \binom{3^{n-1}}{j} \binom{3^{n-1}}{k-i-j}}{\binom{3^n}{k}} \left( \dots \right. \\
 &\quad \left. \dots N_{3,n-1}(i) + N_{3,n-1}(j) + N_{3,n-1}(k-i-j) \right) \quad (10.15)
 \end{aligned}$$

Die Rekursionen (10.14) und (10.15) lassen sich jeweils numerisch lösen. In Abbildung 10.13 ist der normierte Durchsatz  $\rho_{2,n}(k) = k/N_{2,n}(k)$  des binären Nummern-Splittingalgorithmus über der Anzahl  $k$  von Terminals in der Startmenge dargestellt. Als Parameter der Kurven ist die Größe  $2^n$  des Nummernraums angegeben. Für große  $n$  und  $k \ll q^n$  nähert sich der Durchsatz des Nummernsplittens dem zufälligen Splitten mit Poisson-verteilter Größe der Startmengen an.

Analog ist in Abbildung 10.14 der normierte Durchsatz  $\rho_{3,n}(k) = k/N_{3,n}(k)$  des ternären Nummern-Splittingalgorithmus angegeben.

Im nächsten Schritt der Analyse wird nun berücksichtigt, daß die Anzahl  $k$  der Terminals in der Startmenge zufällig verteilt ist. Es wird dazu abweichend vom zugrundeliegenden Modell angenommen, daß sich die Terminals aus einer Menge der Größe  $q^n$  jeweils unabhängig voneinander mit der Wahrscheinlichkeit  $\bar{k}/q^n$  der Startmenge zuordnen. Damit entspricht  $k$  einer binomial-verteilten Zufallsvariable mit dem Erwartungswert  $\bar{k}$ . Der Durchsatz  $\rho_{q,n}(\bar{k})$  berechnet sich damit zu:

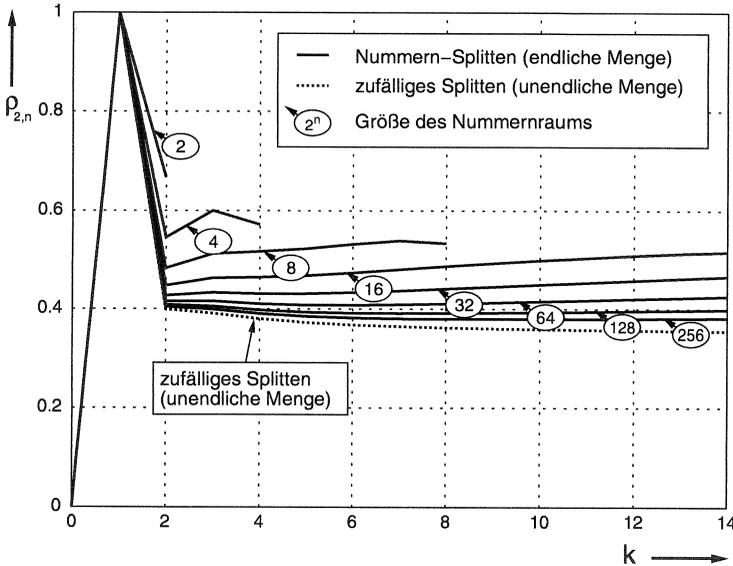


Abbildung 10.13: Normierter Durchsatz  $\rho_{2,n}(k) = k/N_{2,n}(k)$  des binären Nummern-Splittingalgorithmus über Anzahl  $k$  von Terminals in der Startmenge

$$\rho_{q,n}(\bar{k}) = \frac{\bar{k}}{\sum_{k=0}^{q^n} N_{q,n}(k) \cdot \binom{q^n}{k} \left(\frac{\bar{k}}{q^n}\right)^k \left(1 - \frac{\bar{k}}{q^n}\right)^{q^n-k}} \tag{10.16}$$

In Abbildung 10.15 sind die numerisch ermittelten Durchsatzkurven des binären ( $q = 2$ ), ternären ( $q = 3$ ) und quaternären ( $q = 4$ ) Nummern-Splittingalgorithmus für verschiedene Größen  $q^n$  des Nummernraums über die mittlere Anzahl  $\bar{k}$  von Terminals in der Startmenge dargestellt. Die Kurven für den Nummernraum der Größe 1 entsprechen dem Pollen, bei dem der Durchsatz der Erfolgswahrscheinlichkeit des Pollens entspricht, also  $\rho_{q,0}(\bar{k}) = \bar{k}$ . Im Gegensatz zum zufälligen Splitten liegt das absolute Maximum des Durchsatzes nicht im Bereich  $1 < \bar{k} < 2$ , sondern mit wenigen Ausnahmen bei  $\bar{k} = q^n$ . Es ist daher nicht möglich, einen optimalen Arbeitspunkt anzugeben. Jedoch besitzen alle Kurven nahe  $\bar{k} = 1.5$  ein

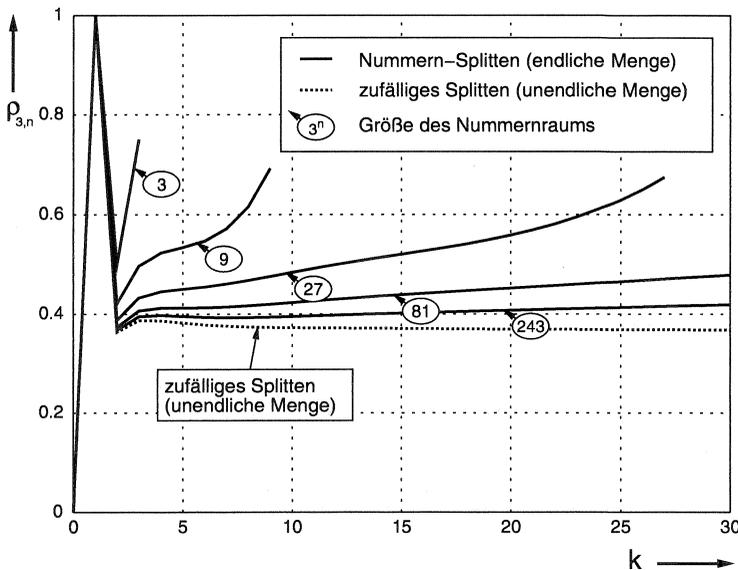


Abbildung 10.14: Normierter Durchsatz  $\rho_{3,n}(k) = k/N_{3,n}(k)$  des ternären Nummern-Splittingalgorithmus über Anzahl  $k$  von Terminals in der Startmenge

lokales Maximum, so daß die im folgenden durchgeführte Berechnung der Wartezeiten beispielhaft für diesen Wert erfolgt.

Mit steigender Größe bzw. Dimension des Nummernraums nähern sich die Durchsatz-Kurven des Nummernsplittings für niedrige Last ( $\bar{k} \ll q^n$ ) der Kurve des zufälligen Splittings an. Dies ist zu erwarten, weil bei niedriger Auslastung des RQCH Kollisionen in der Regel nach wenigen Schritten aufgelöst werden, jedoch die Vorteile des negativ korrelierten Aufteilens von kollidierten Terminals auf Teilmengen bei höheren Tiefen des Splittingbaumes an Einfluß gewinnen. Entsprechend läßt sich formal für  $k \ll q^n$  die Beziehung (10.14) in die Beziehung (10.1) bzw. (10.15) in (10.2) überleiten, weil unter dieser Bedingung gilt:

$$\frac{\binom{2^{n-1}}{k_l} \binom{2^{n-1}}{k-k_l}}{\binom{2^n}{k}} \approx \frac{1}{2^k} \binom{k}{k_l} \quad \text{für } k \ll 2^n \quad (10.17)$$

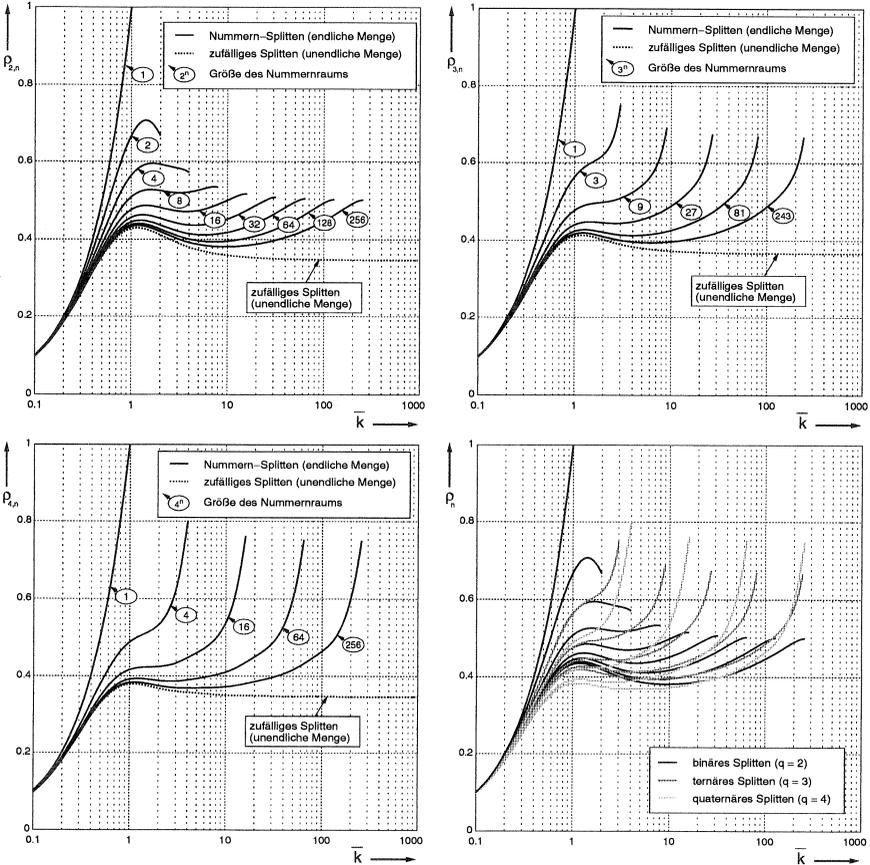


Abbildung 10.15: Normierter Durchsatz  $\rho_{q,n}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Nummernsplitten

$$\frac{\binom{3^{n-1}}{i} \binom{3^{n-1}}{j} \binom{3^{n-1}}{k-i-j}}{\binom{3^n}{k}} \approx \frac{1}{3^k} \binom{k}{i} \binom{k-i}{j} \quad \text{für } k \ll 3^n \quad (10.18)$$

Die mathematische Herleitung der Wartezeitverteilungsfunktion erfolgt ebenfalls analog zum zufälligen Splitten. Die Wahrscheinlichkeit  $p_{q,n,k}(l, m)$ ,

daß bei der Kollisionsauflösung (mit der Splittingordnung  $q$ ) einer Startmenge mit  $k$  Terminals nach dem  $l$ -ten Splitten noch genau  $m$  Terminals in die Kollision verwickelt sind, berechnet sich für den binären Fall ( $q = 2$ ) nach der rekursiven Beziehung (10.19) und im ternären Fall ( $q = 3$ ) nach der Beziehung (10.20).

$$p_{2,n,k}(l,m) = \begin{cases} 1 & \text{für } m = k, l = 0 \\ 1 & \text{für } m = 0, k \leq 1, l > 0 \\ \sum_{i=\max(0, k-2^{n-1})}^{\min(k, 2^{n-1})} \frac{\binom{2^{n-1}}{i} \binom{2^{n-1}}{k-i}}{\binom{2^n}{k}} & \sum_{j=\max(0, m-(k-i))}^{\min(m, i)} \dots \\ \dots p_{2,n-1,i}(l-1, j) \cdot p_{2,n-1, k-i}(l-1, m-j) & \text{für } k > 1, l > 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.19)$$

$$p_{3,n,k}(l,m) = \begin{cases} 1 & \text{für } m = k, l = 0 \\ 1 & \text{für } m = 0, k \leq 1, l > 0 \\ \sum_{i=0}^{\min(k, 3^{n-1})} \sum_{j=\max(0, k-i-3^{n-1})}^{\min(k-i, 3^{n-1})} \frac{\binom{3^{n-1}}{i} \binom{3^{n-1}}{j} \binom{3^{n-1}}{k-i-j}}{\binom{3^n}{k}} \dots \\ \dots \sum_{r=0}^{\min(m, i)} \sum_{s=\max(0, m-r-(k-i-j))}^{\min(m-r, j)} \dots \\ \dots p_{3,n-1,i}(l-1, r) \cdot p_{3,n-1,j}(l-1, s) \cdot p_{3,n-1, k-i-j}(l-1, m-r-s) & \text{für } k > 1, l > 0 \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.20)$$

Die komplementären Verteilungsfunktionen der Wartezeiten  $\tau_d$ , ausgehend vom Start einer Kollisionsauflösungsperiode, berechnet man beim Nummernsplitten zu (vgl. auch (10.9)):

$$P_{q,n,k}(\tau_d > t) = \frac{1}{k} \sum_{m=0}^k m \cdot p_{q,n,k}(\lfloor t/\tau_P \rfloor, m) \quad (10.21)$$

Unter Berücksichtigung der binomial-verteilten Größe der Startmenge mit dem Erwartungswert  $\bar{k}$  berechnet man die komplementären Verteilungsfunktionen der Wartezeiten  $P_{q,n,\bar{k}}(\tau_d > t)$  zu:

$$P_{q,n,\bar{k}}(\tau_d > t) = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=1}^{q^n} \binom{q^n}{k} \left(\frac{\bar{k}}{q^n}\right)^k \left(1 - \frac{\bar{k}}{q^n}\right)^{q^n-k} \cdot k P_{q,n,k}(\tau_d > t) \quad (10.22)$$

In Abbildung 10.16 ist  $P_{q,n,\bar{k}}(\tau_d > t)$  auf  $\tau_P$  normiert für den binären, ternären und quaternären Nummern-Splittingalgorithmus angegeben. Als Arbeitspunkt wird wie oben erläutert  $\bar{k} = 1.5$  verwendet. Erneut wurden der Übersichtlichkeit halber die Stufen der Verteilungsfunktionen linear geglättet (vgl. Abb. 10.10).

Die Berechnung der mittleren Wartezeit  $\bar{\tau}_d$  erfolgt entsprechend den Beziehungen (10.10) und (10.11). Die Wahrscheinlichkeitsfunktion der Anzahl von Signalisierungsperioden bis zur erfolgreichen Übertragung eines Paketes berechnet sich für den binären Nummern-Splittingalgorithmus nach der Rekursion (10.23) und für den ternären Algorithmus nach der Rekursion (10.24).

$$p_{2,n,k}(l) = \begin{cases} 1 & \text{für } k = 1, l = 1 \\ \frac{1}{\bar{k}} \sum_{i=\max(0, k-2^{n-1})}^{\min(k, 2^{n-1})} \frac{\binom{2^{n-1}}{i} \binom{2^{n-1}}{k-i}}{\binom{2^n}{k}} \dots & \dots \\ \dots (i \cdot p_{2,n-1,i}(l-1) + (k-i) \cdot p_{2,n-1,k-i}(l-1)) & \dots \\ 0 & \text{für } k > 1, l > 1 \\ & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.23)$$

$$p_{3,n,k}(l) = \begin{cases} 1 & \text{für } k = 1, l = 1 \\ \frac{1}{\bar{k}} \sum_{i=0}^{\min(k, 3^{n-1})} \sum_{j=\max(0, k-i-3^{n-1})}^{\min(k-i, 3^{n-1})} \frac{\binom{3^{n-1}}{i} \binom{3^{n-1}}{j} \binom{3^{n-1}}{k-i-j}}{\binom{3^n}{k}} \left( \dots \right. & \dots \\ \dots i \cdot p_{3,n-1,i}(l-1) + j \cdot p_{3,n-1,j}(l-1) & \dots \\ \dots + (k-i-j) \cdot p_{3,n-1,k-i-j}(l-1) & \dots \\ 0 & \text{für } k > 1, l > 1 \\ & \text{sonst} \end{cases} \quad (10.24)$$

Die mittlere Wartezeit  $\bar{\tau}_{d,q,n}(\bar{k})$  berechnet sich dann zu:

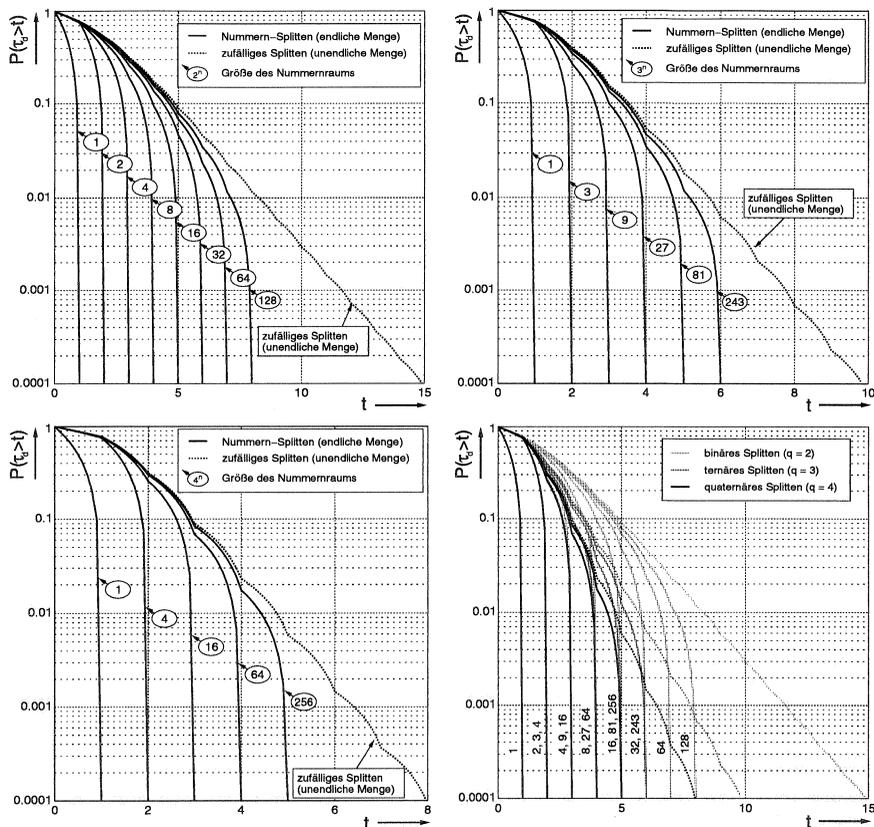


Abbildung 10.16: Komplementäre Verteilungsfunktionen der Wartezeiten  $P_{q,\bar{k}}(\tau_d > t)$  bei binomial-verteilter Anzahl von Terminals in der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ), ternäres ( $q = 3$ ) und quaternäres ( $q = 4$ ) Nummernsplitten (Arbeitspunkt  $\bar{k} = 1.5$ )

$$\bar{\tau}_{dq,n}(\bar{k}) = \tau_P \cdot \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=0}^{q^n} \left( \binom{q^n}{k} \left(\frac{\bar{k}}{q^n}\right)^k \left(1 - \frac{\bar{k}}{q^n}\right)^{q^n - k} \cdot k \sum_{l=0}^{n+1} l \cdot p_{q,n,k}(l) \right) \quad (10.25)$$

Analog berechnet sich die Varianz zu:

$$\sigma^2 (\bar{\tau}_{d,q}(\bar{k})) = \frac{1}{\bar{k}} \sum_{k=0}^{q^n} \left( \binom{q^n}{k} \left(\frac{\bar{k}}{q^n}\right)^k \left(1 - \frac{\bar{k}}{q^n}\right)^{q^n - k} \cdot k \sum_{l=0}^{n+1} (l \cdot \tau_P - \bar{\tau}_{d,q,n}(\bar{k}))^2 \cdot p_{q,n,k}(l) \right) \quad (10.26)$$

In Abbildung 10.17 sind die auf  $\tau_P$  normierten mittleren Wartezeiten  $\bar{\tau}_{d,q,n}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe der Startmenge für den binären, ternären und quaternären Splittingalgorithmus angegeben. Erneut entsprechen die Kurven für den Nummernraum der Größe 1 dem Pollen.

Es ist deutlich zu erkennen, daß erneut kürzere Wartezeiten durch einen niedrigeren Durchsatz erkauft werden, daß jedoch die Wartezeiten gegenüber dem zufälligen Splitten erheblich kürzer sowie begrenzt sind.

### 10.2.3 Optimale Größe der Startmengen beim Nummern-Splittingalgorithmus

Bei der Analyse des Nummern-Splittingalgorithmus ist deutlich geworden, daß kleine Startmengen deutlich schneller aufgelöst werden, als große. Desweiteren ist der Gewinn des Nummernsplittens gegenüber dem zufälligen Splitten bei kleiner Dimension des Nummernraums besonders stark ausgeprägt. Die Dimension des Nummernraums läßt sich herabsetzen, wenn die Menge der Terminals statisch in kleinere Untermengen der Größe  $q^{n'}$  aufgeteilt wird (mit Splittingordnung  $q$ ), wobei im Extremfall des reinen Pollens  $n' = 0$  gilt und eine Untermenge nur ein Terminal enthält. Alle Untermengen werden unabhängig voneinander behandelt. Problematisch hierbei ist jedoch, daß die zu erwartende Anzahl von Terminals in einer Untermenge mit abnehmender Dimension  $n'$  ebenfalls kleiner wird und dabei gegebenenfalls die Kanaleffizienz abnimmt, da stets  $\rho \leq \bar{k}$  gilt.

Es ist daher zweckmäßig, statt der statischen Aufteilung der Menge der Terminals in Untermengen, die Ordnung des ersten Splittingschrittes dynamisch entsprechend der erwarteten Anzahl von Terminals  $\bar{k}$  in der Startmenge anzupassen. Dies entspricht der Bildung von optimalen Startmengen beim zufälligen Splitten, vgl. Kap. 4.2.3.

Als Ordnung des ersten Splittens kommt nur eine Potenz  $q^{n_1}$  der grundlegenden Ordnung des Splittingalgorithmus in Frage. Es wird dabei der

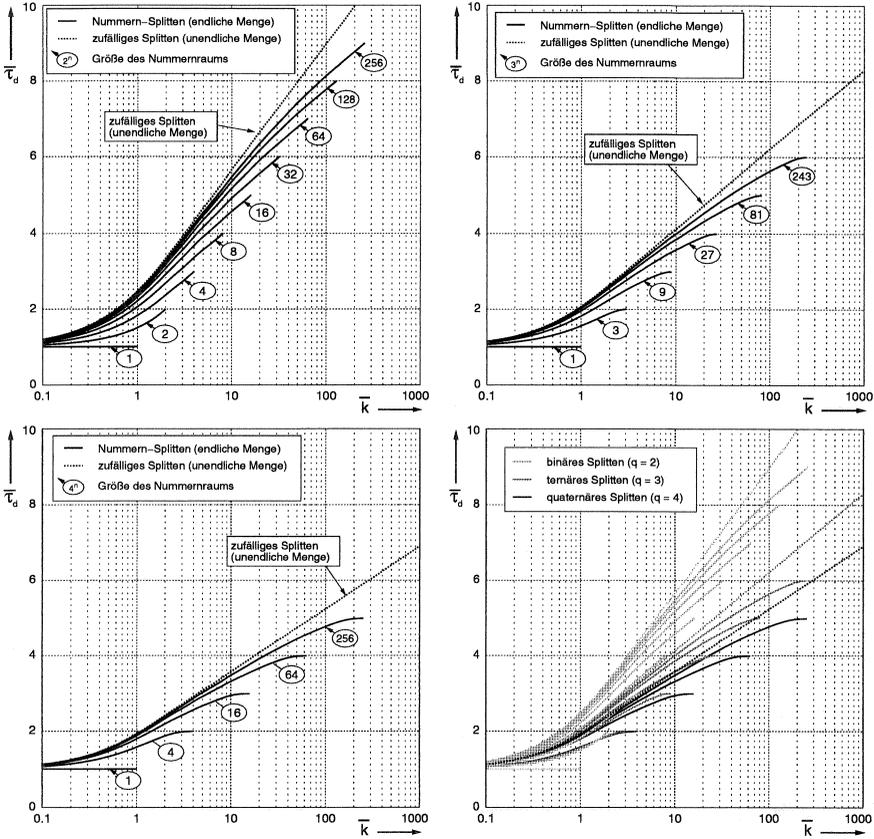


Abbildung 10.17: Normierte mittlere Wartezeiten  $\bar{\tau}_{d,q,n}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe  $\bar{k}$  der Startmenge für binäres, ternäres und quaternäres Nummernsplitten

Wert  $n_1$  gewählt, der bei der anschließenden Auflösung der Untermenge den höchsten Durchsatz erwarten läßt. Der Durchsatz dieses optimierten Splittingalgorithmus liegt daher bei:

$$\rho_{opt,q,n}(\bar{k}) = \max \left( \rho_{q,0} \left( \frac{\bar{k}}{q^n} \right), \dots, \rho_{q,n-n_1} \left( \frac{\bar{k}}{q^{n_1}} \right), \dots, \rho_{q,n}(\bar{k}) \right) \quad (10.27)$$

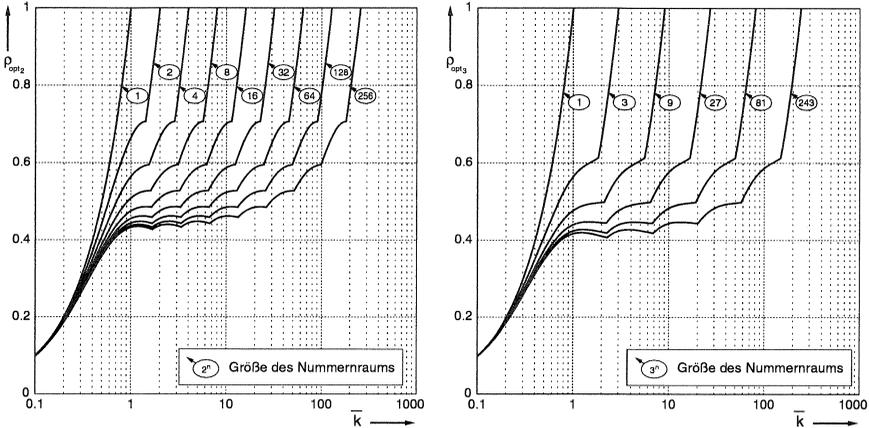


Abbildung 10.18: Optimaler normierter Durchsatz  $\rho_{opt,q,n}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Größe der Startmenge für binäres ( $q = 2$ ) und ternäres ( $q = 3$ ) Nummernsplitten bei adaptiv angepaßter Ordnung des ersten Splittingschrittes

Der in Abbildung 10.18 über  $\bar{k}$  aufgetragene normierte Durchsatz  $\rho_{opt,q,n}(\bar{k})$  setzt sich stückweise aus den verschobenen Kurven aus Abbildung 10.15 zusammen. Entsprechend setzen sich die Kurven für die normierte mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_{d_{opt,q,n}}(\bar{k})$  in Abbildung 10.19 aus den Kurven in Abbildung 10.17 zusammen.

Die exakten Werte  $\bar{k}$  der Übergänge der Kurventeilstücke berechnen sich nach Gleichung (10.28).

$$\rho_{q,n-n_1-1} \left( \frac{\bar{k}}{q^{n_1+1}} \right) = \rho_{q,n-n_1} \left( \frac{\bar{k}}{q^{n_1}} \right) \tag{10.28}$$

Es wird die Intervallgrenze  $\bar{k}_{n,n_1}$  bei der Dimension  $n$  des Nummernraums definiert als der Übergang zwischen den Kurventeilstücken, die zu den Ordnungen  $n_1 - 1$  und  $n_1$  des ersten Splittingschrittes gehören. Zwischen den  $\bar{k}_{n,n_1}$  gilt die Beziehung (10.29).

$$\bar{k}_{n,n_1} = q^{n_1-1} \cdot \bar{k}_{n-n_1+1,1}, \quad 1 < n_1 \leq n \tag{10.29}$$

Die numerisch ermittelten Werte für  $\bar{k}_{n,n_1}$  sind in Tabelle 10.3 zusammengestellt.

Dimension $n$ des Nummernraums ( $q=2$ )								
0	1	2	3	4	5	6	7	8
> 0	> 0	> 0	> 0	> 0	> 0	> 0	> 0	> 0
> 1.4142	> 1.5429	> 1.6091	> 1.6432	> 1.6607	> 1.6665	> 1.6695	> 1.6739	> 1.6761
> 2.8284	> 3.0858	> 3.2181	> 3.2865	> 3.3390	> 3.3214	> 3.3214	> 3.3390	> 3.3478
	> 5.6569	> 6.4362	> 6.4362	> 6.5730	> 6.427	> 6.5730	> 6.6427	> 6.6780
		> 11.314	> 12.343	> 12.872	> 13.146	> 13.285	> 13.146	> 13.285
			> 22.628	> 24.687	> 25.745	> 26.292	> 25.745	> 26.292
				> 45.255	> 49.373	> 51.490	> 49.373	> 51.490
					> 90.510	> 98.746	> 90.510	> 98.746
						> 181.02	> 181.02	> 181.02

Dimension $n$ des Nummernraums ( $q=3$ )					
0	1	2	3	4	5
> 0	> 0	> 0	> 0	> 0	> 0
> 1.8391	> 2.1306	> 2.2352	> 2.2711	> 2.2711	> 2.2832
	> 5.5173	> 6.3919	> 6.7057	> 6.8134	> 6.8134
		> 16.5520	> 19.1756	> 20.1171	> 20.1171
			> 49.6560	> 57.5269	> 57.5269
				> 148.9689	> 148.9689

Tabelle 10.3: Intervallgrenze  $\bar{k}_{n,n_1}$  zur Bestimmung der optimalen Anzahl  $q^{n_1}$  der Startmengen abhängig von der Dimension  $n$  des Nummernraums beim binären und ternären Nummernsplitten

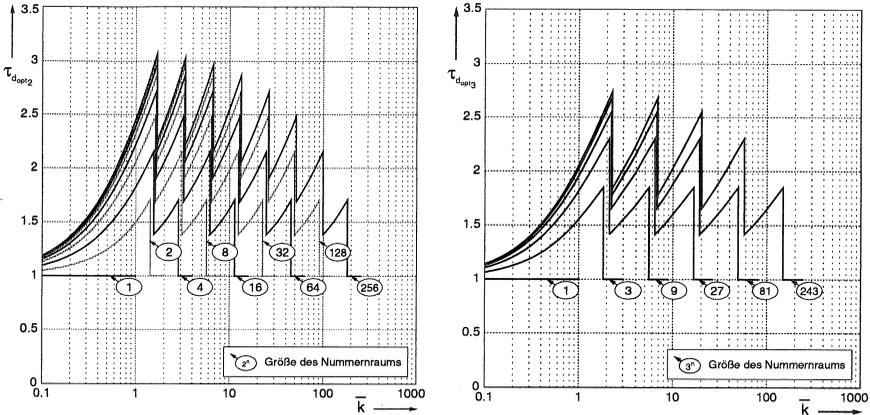


Abbildung 10.19: Optimale normierte mittlere Wartezeiten  $\bar{\tau}_{dopt, q, n}(\bar{k})$  bei binomial-verteilter Anzahl von Terminals in der Startmenge für binäres und ternäres Splitten bei adaptiv angepaßter Ordnung des ersten Splittingschrittes

### 10.2.4 Leistungsbewertung des Zugriffsprotokolls mit blockierendem Nummernsplitten

Die Ergebnisse der Analyse der Kollisionauflösung einer Startmenge der Größe  $k$  werden nun in einem konkreten Zugriffsprotokoll für das Modell des RQCH aus Abschnitt 10.1 eingesetzt.

Bei dem Zugriffsprotokoll mit blockierendem Nummernsplitten (Blocking Identifier Splitting, BIS) dürfen Terminals mit Neuankünften nur auf Zeitschlitze zugreifen, die von der Basisstation zur Bildung einer neuen Startmenge ausgewiesen werden. Entsprechend Kapitel 4.2.3 wird die Menge der Terminals mit Neuankünften als Wartemenge bezeichnet. Die Dimension  $n$  des Nummernraums ergibt sich aus der Anzahl  $N$  von Terminals und der Splittingordnung  $q$  zu  $n = \lceil \log_q N \rceil$ .

In Abbildung 10.20 ist der Protokollablauf beispielhaft über drei Perioden für ein Szenario mit  $N = 10$  Terminals dargestellt. Am Beginn einer Periode enthält die Wartemenge alle Terminals mit neuen Sendewünschen. Die Basisstation signalisiert die Anzahl  $S$  der Zeitschlitze für Startmengen, wobei  $S = q^{n_1}$  gilt, mit der Dimension  $n_1$  des ersten Splittingschrittes. Falls sich Terminal  $i$  in der Wartemenge befindet, ordnet es sich der Startmenge

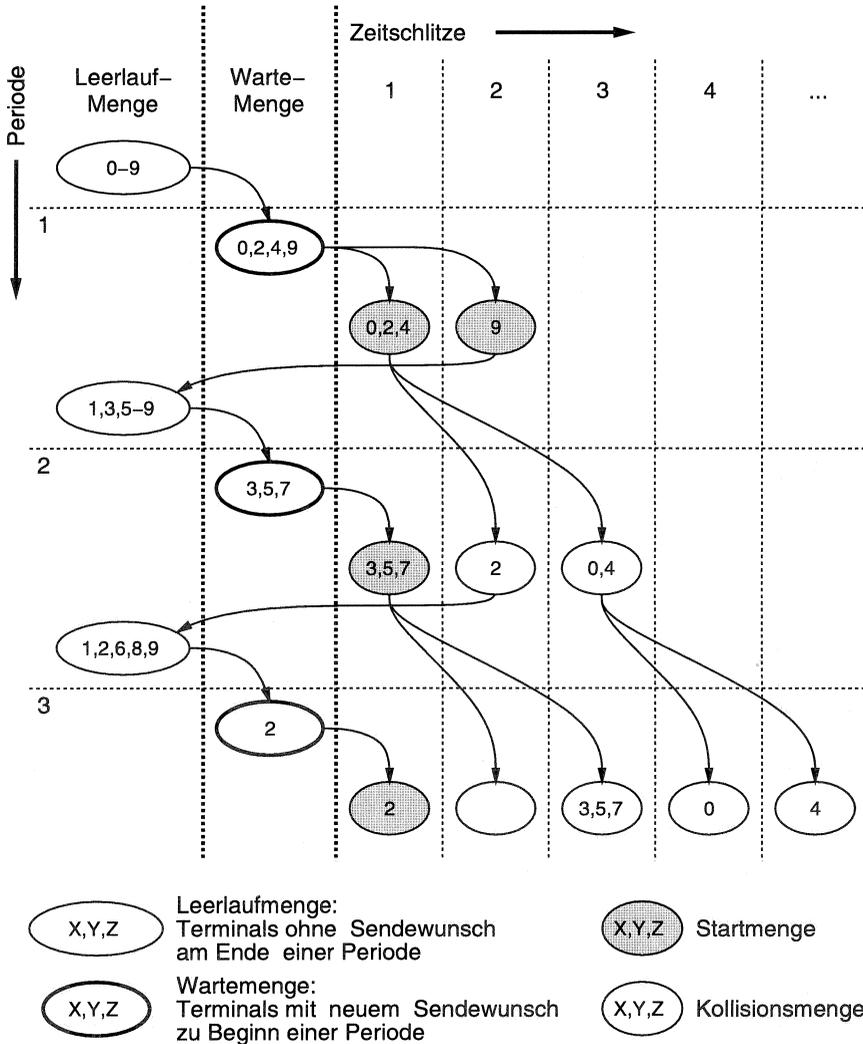


Abbildung 10.20: Beispielhafte Protokollsequenz des blockierenden Nummernsplitten (Blocking Identifier Splitting, BIS) mit 10 Terminals

( $i \bmod q$ ) zu. Die Menge der Terminals, die in einem bestimmten Zeitschlitz der vorherigen Periode kollidiert sind, wird in  $q$  Kollisionsmengen aufgesplittet, denen jeweils ein Zeitschlitz zugeordnet wird. Die Zuordnung von Kollisionsmengen zu Zeitschlitz erfolgt in den Terminals implizit durch die Auswertung der Antworten auf Zufallszugriffe der vorherigen Periode. Zur Berechnung der Anzahl  $S$  von Startmengen schätzt die Basisstation die Größe  $\bar{k}$  der Wartemenge. Wenn in der vorherigen Periode  $c$  Kollisionen aufgetreten sind, befinden sich zum Beginn der derzeitigen Periode höchstens  $N - 2c$  Terminals im Zustand *Leerlauf*. Mit der mittleren Ankunfts-wahrscheinlichkeit  $\bar{p} = \frac{\sum_{i=0}^{N-1} p_i}{N}$  erfolgt die Schätzung von  $\bar{k}$  nach (10.30).

$$\bar{k} = (N - 2c) \cdot \bar{p} = (1 - 2\frac{c}{N}) \cdot \sum_{i=0}^{N-1} p_i \quad (10.30)$$

Die Anzahl  $S = q^{n_1}$  der Startmengen wird unter Verwendung der Intervallgrenze  $\bar{k}_{n,n_1}$  aus Tabelle 10.3 nach der Vorschrift (10.31) festgelegt.

$$\bar{k}_{n,n_1} \leq \bar{k} < \bar{k}_{n,n_1+1} \quad (10.31)$$

Die Leistungsbewertung des BIS-Protokolls erfolgt simulativ anhand folgender Kenngrößen:

**Effizienz  $\rho$ :** (normierter Durchsatz) Verhältnis von erfolgreichen Übertragungen zur Gesamtzahl der Zeitschlitzte

**mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$ :** mittlere Anzahl der Perioden von der Ankunft eines Paketes bis zu seiner erfolgreichen Übertragung

**maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$ :** maximale Anzahl der Perioden von der Ankunft eines Paketes bis zu seiner erfolgreichen Übertragung<sup>3</sup>

In einem ersten Szenario wird bei allen Terminals derselbe Ankunftsprozess mit  $p_i = p$  zugrundegelegt und das Systemverhalten für  $N = 5, 10, 100$  Terminals untersucht. In einem zweiten Szenario wird bei  $N = 10$  Terminals das Angebot ungleichmäßig mit  $p_i = p^i$  auf die Terminals verteilt. In den Abbildungen 10.21 und 10.22 sind die Kenngrößen zusammengestellt.

Wie im idealisierten Modell aus Abschnitt 10.2.3 sind die Übergänge zwischen Bereichen mit unterschiedlicher Anzahl von Startmengen deutlich zu

<sup>3</sup>Die simulative Ermittlung von  $\tau_{dmax}$  basiert auf der höchsten aufgetretenen Verzögerung  $\bar{\tau}$  während  $10^6$  simulierter Perioden

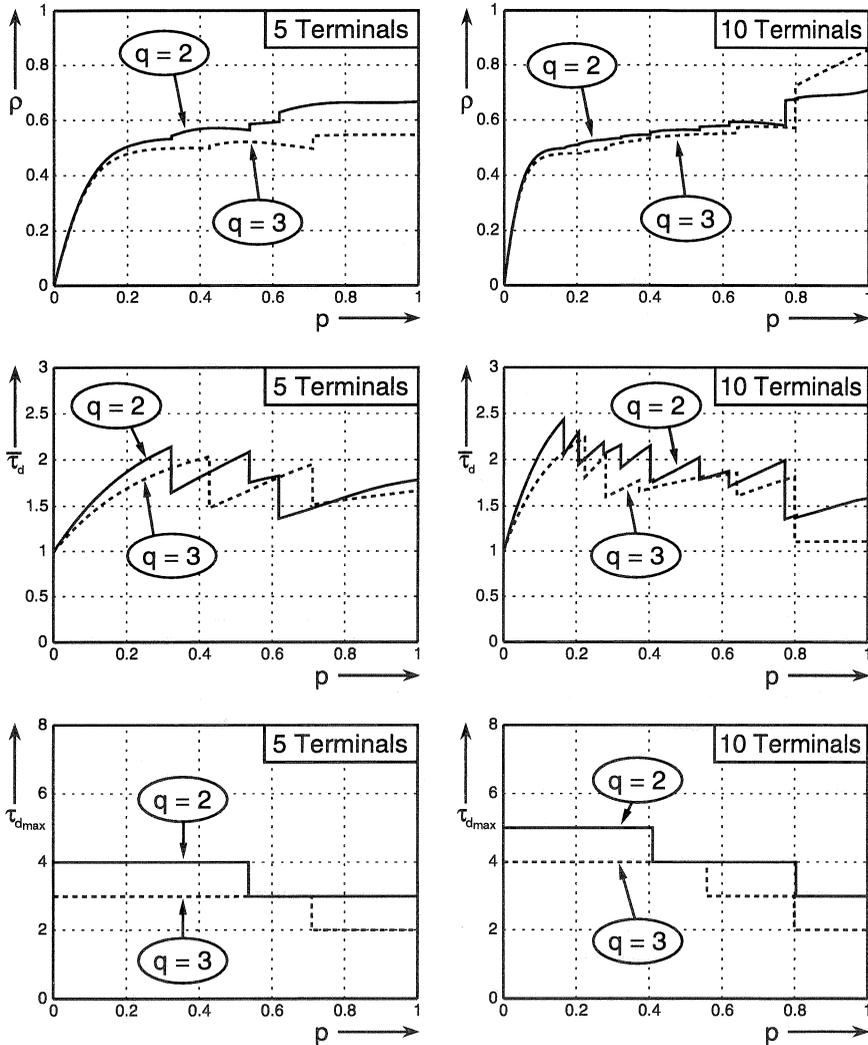


Abbildung 10.21: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  über  $p$  beim BIS-Protokoll für 5 und 10 Terminals mit gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$

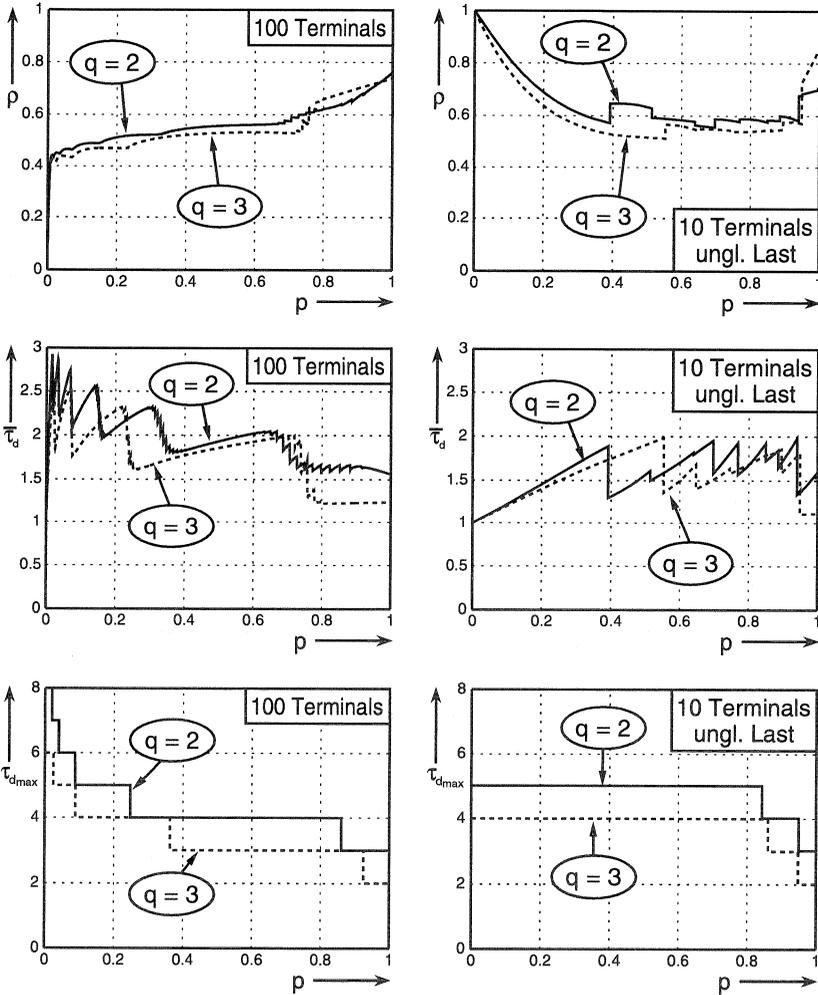


Abbildung 10.22: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  über  $p$  beim BIS-Protokoll für 100 Terminals und gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$  und für 10 Terminals und ungleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p^i$

erkennen. Durch die Steuerung der Anzahl von Startmengen werden für verschiedene Lastfälle ähnliche Werte für Verzögerung und Effizienz erzielt. Allerdings zeigen die Ergebnisse, daß sich das Protokoll sowohl bei gleichmäßig als auch bei ungleichmäßig verteiltem Angebot suboptimal verhält. Für  $p \rightarrow 1$  folgt nicht  $\rho \rightarrow 1$  sowie  $\tau_{dmax} \rightarrow 1$ . Die Ursache liegt in der unflexiblen Vergabe von Startmengen, weil  $S = q^{n_1}$  gilt. Das Beispiel in Abbildung 10.23 illustriert dies anhand eines Szenarios mit 5 Terminals und sicheren Neuankünften bei Terminals im Leerlauf ( $p_i = 1$ ). Das Protokoll durchläuft zyklisch eine Konstellation von fünf Perioden. Durch Abzählen der Zeitschlitz erhält man  $\rho = 14/21 = 0.67$ ,  $\bar{\tau}_d = 25/14 = 1.79$  und  $\tau_{dmax} = 3$ , vgl. auch Abb. 10.21. Wenn es möglich wäre, in jeder Periode  $S = 5$  Startmengen zu vergeben, könnte die optimale Performance mit  $\rho = 1$ ,  $\bar{\tau}_d = 1$  und  $\tau_{dmax} = 1$  erreicht werden.

### 10.2.5 Leistungsbewertung des Zugriffsprotokolls mit blockierungsfreiem Nummernsplitten

Der Nachteil des BIS-Protokolls, daß Startmengen nicht in beliebiger Anzahl verfügbar gemacht werden können, läßt sich beheben, wenn die Basisstation jeweils für jeden Zeitschlitz explizit die Nummern der Terminals signalisiert, die in diesem Zeitschlitz senden dürfen. Die Signalisierung wird vereinfacht, wenn ein Zeitschlitz Terminals aus einem zusammenhängenden Nummernbereich zugewiesen wird, weil dann nur die Intervallgrenzen mitgeteilt werden müssen.

Bei dem Zugriffsprotokoll mit blockierungsfreiem Nummernsplitten (Unblocking Identifier Splitting, UIS) wird der Nummernbereich  $[0, N - 1]$  in aufeinanderfolgende Intervalle unterteilt, so daß jedes der  $N$  Terminals in genau einem Intervall enthalten ist. Terminals mit Neuankünften dürfen sich mit kollidierten Terminals in demselben Intervall befinden ( $\Rightarrow$  blockierungsfrei). Mit der variablen Anzahl  $t$  von Intervallen umfaßt das Intervall  $l$ ,  $0 \leq l < t$ , den Nummernbereich  $[i_l, i_{l+1} - 1]$  und hat die Breite  $N_l = i_{l+1} - i_l$  Terminals. Um eine Bevorzugung oder Benachteiligung der Terminals am Rand des Nummernbereiches zu vermeiden, darf das erste Intervall  $l = 0$  bei jeder beliebigen Nummer  $i_0$  beginnen, solange  $i_l < i_{l+1}$  für alle  $i$  erfüllt ist. Durch zyklisches Wiederholen des Nummernraums enthält das letzte Intervall  $l = t - 1$  die Nummernbereiche  $[i_{t-1}, N - 1]$  und  $[0, i_0 - 1]$  und hat die Breite  $N_{t-1} = (i_0 - i_{t-1} + N) \bmod N$ . Die Basisstation teilt den Terminals die Intervalleinteilung mit, indem sie zu Beginn einer Periode die Liste der

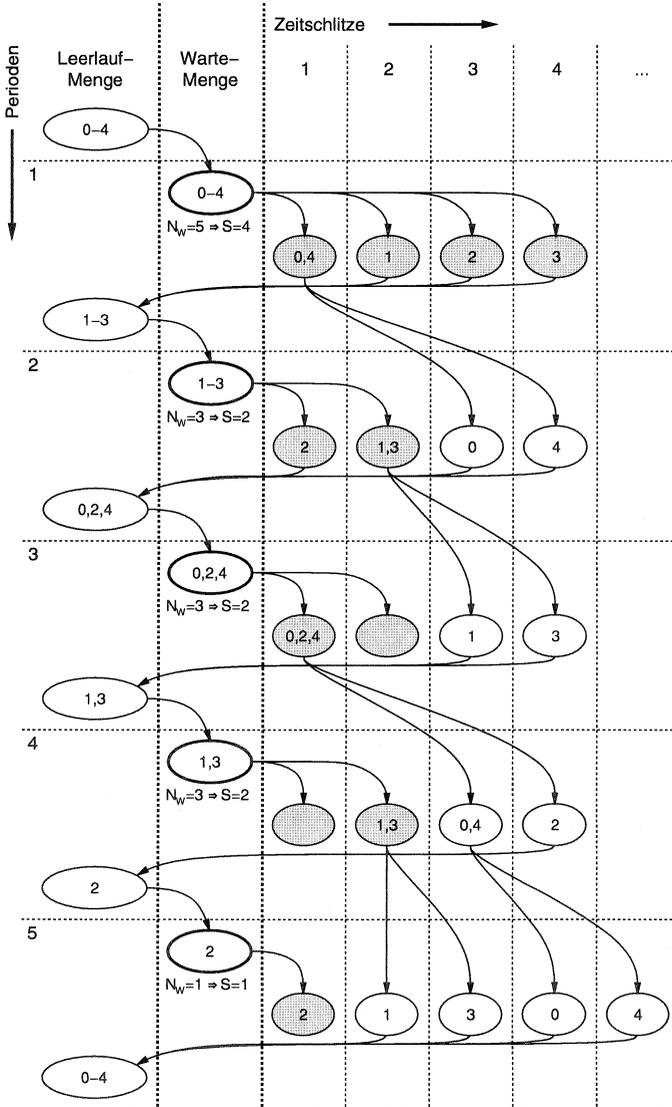


Abbildung 10.23: Beispiel für suboptimale Anzahl  $S$  von Startmengen beim BIS-Protokoll (5 Terminals,  $p_i = 1$ ,  $q = 2$ )

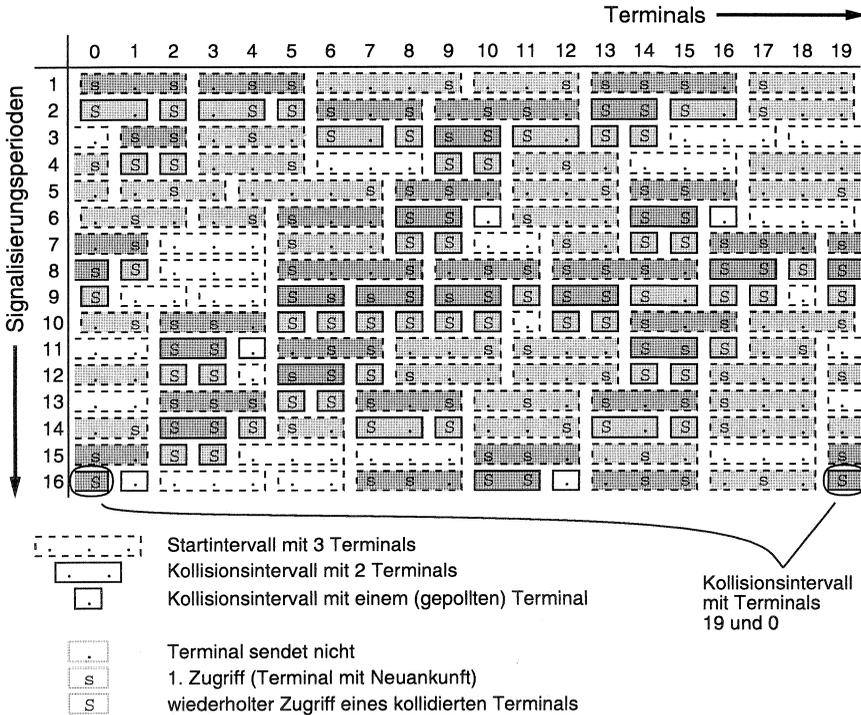


Abbildung 10.24: Beispiel für die Intervalleinteilung beim UIS-Protokoll mit 20 Terminals für eine Sequenz von 16 Perioden

$i_t$  signalisiert. In Abbildung 10.24 ist ein Beispiel für die Intervalleinteilung mit 20 Terminals für eine Sequenz von 16 Perioden dargestellt.

Die Festlegung der Intervallgrenzen erfolgt durch die Basisstation in drei Schritten, wobei von der Intervalleinteilung der vorherigen Periode ausgegangen wird, vgl. Abb.10.25. Im ersten Schritt werden Intervalle der vorherigen Periode, deren Terminals kollidiert sind, in  $q$  möglichst gleichbreite Nachfolgeintervalle aufgesplittet. Im zweiten Schritt werden aneinander grenzende Intervalle, die in der vorherigen Periode zu einem leeren oder erfolgreichen Zeitschlitz geführt haben, zu Startintervallen kombiniert. Im dritten Schritt wird durch Splitten der kombinierten Startintervalle die optimale Anzahl von Startintervallen gebildet. Hierzu wird das optimale Ge-

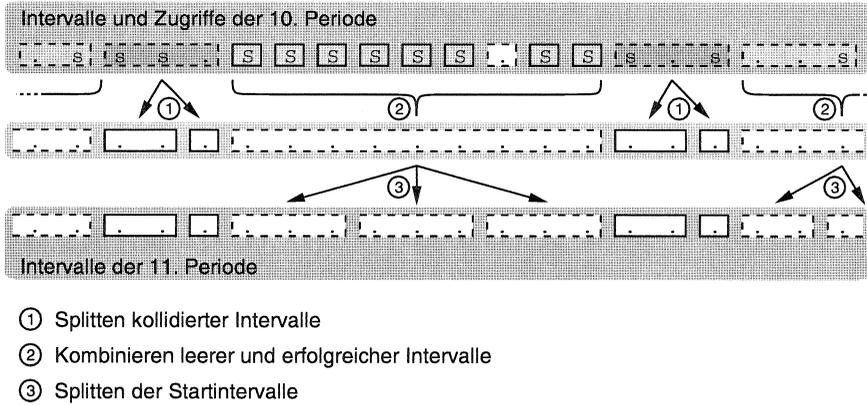


Abbildung 10.25: Schritte der Intervalleinteilung von der 10. zur 11. Periode des Beispiels in Abb. 10.24

wicht  $W_{opt}$  einer Startmenge hergeleitet. Unter dem Gewicht  $W_l$  eines Intervalls  $l$  versteht man im Gegensatz zu seiner Größe bzw. Breite  $N_l$  die erwartete Anzahl sendewilliger Terminals.

Beim Nummernsplitten mit einem Nummernraum der Größe  $N = q^n$  ist die mittlere Sendewahrscheinlichkeit eines Terminals  $\bar{p}_n = \frac{\bar{k}}{q^n}$ , vgl. Abschnitt 10.2.3. Für die einzelnen Wertebereiche von  $\bar{k}$  mit fester Anzahl  $S$  von Startmengen aus Tabelle 10.3 läßt sich jeweils das Gewicht  $W$  einer einzelnen Startmenge zu  $W = \frac{\bar{k}}{q^{n-1}}$  angeben. In Abbildung 10.26 ist  $W$  über  $\bar{p}_n$  für  $n = 5$  und  $q = 2$  aufgetragen. Als Näherung für das optimale Gewicht  $W_{opt}$  einer Startmenge in einem Wertebereich wird der maximale Wert von  $W$  innerhalb dieses Bereiches verwendet, der durch (10.32) gegeben ist.

$$W_{opt} = \frac{\bar{k}_{n,n_1+1}}{q^{n_1}} \quad \text{für} \quad \bar{k}_{n,n_1} \leq \bar{k} < \bar{k}_{n,n_1+1} \quad (10.32)$$

Es wird jetzt ein kombiniertes Startintervall  $[i_l, i_{l+1} - 1]$  mit  $N_l = i_{l+1} - i_l$  Terminals betrachtet, das aus dem zweiten Schritt der Intervallbildung hervorgegangen ist. Die mittlere Sendewahrscheinlichkeit  $\bar{p}_l$  eines Terminals dieses Intervalls berechnet sich nach (10.33).

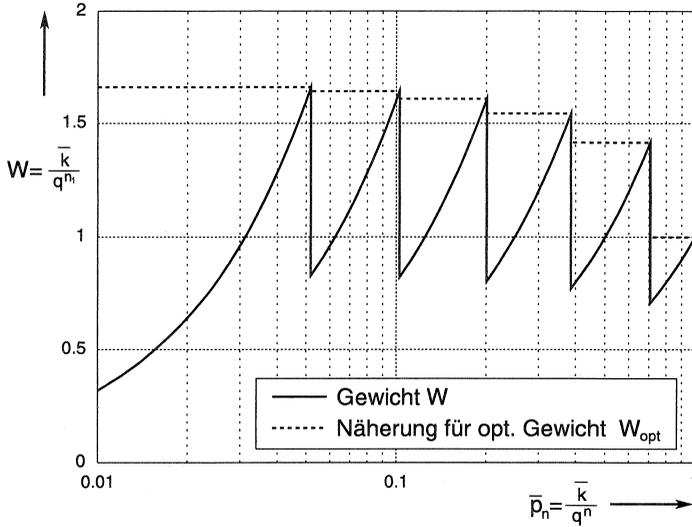


Abbildung 10.26: Gewicht  $W$  sowie angenähertes optimales Gewicht  $W_{opt}$  einer Startmenge über der mittleren Sendewahrscheinlichkeit  $\bar{p}_n$  eines Terminals beim Nummernsplitten mit dem Nummernraum der Größe  $q^n$  (hier  $n = 5, q = 2$ ), vgl. Tab. 10.3

$$\bar{p}_l = \frac{\sum_{i=i_l}^{i_{l+1}-1} p_i}{N_l} \tag{10.33}$$

Desweiteren wird die Dimension  $n_l$  des Startintervalls mit (10.34) berechnet.

$$n_l = \lceil \log_q N_l \rceil \tag{10.34}$$

Das optimale Gewicht  $W_{opt}$  der einzelnen Startintervalle, in die das kombinierte Startintervall unterteilt werden soll, wird dann mit (10.35) angenähert.

$$W_{opt} = \frac{\bar{k}_{n_l, n_{l+1}}}{q^{n_{l+1}}} \quad \text{für} \quad \bar{k}_{n_l, n_l} \leq \bar{p}_l \cdot q^{n_l} < \bar{k}_{n_l, n_{l+1}} \tag{10.35}$$

Schließlich wird die Anzahl  $S$  der Startintervalle nach (10.36) berechnet.

$$S = \begin{cases} \left\lceil \frac{N_l}{W_{opt}} \right\rceil & \text{für } N_l \leq \frac{W_{opt}}{2} \\ N_l & \text{für } N_l > \frac{W_{opt}}{2} \end{cases} \quad (10.36)$$

Das Aufsplitten des kombinierten Startintervalls in  $S$  Startintervalle erfolgt derart, daß die erwartete Anzahl  $\bar{k} = \sum p_i$  sendewilliger Terminals in den einzelnen Startintervallen näherungsweise gleich ist.

Die Leistungsbewertung des UIS-Protokolls erfolgt simulativ mit den in Abschnitt 10.2.4 eingeführten Szenarien. In den Abbildungen 10.27 und 10.28 sind die Effizienz  $\rho$ , die mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und die maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  zusammengestellt.

Im Vergleich zum BIS-Protokoll wird bei gleichmäßig verteiltem Angebot eine höhere Effizienz erreicht, bei zumeist niedrigerer mittlerer und maximaler Wartezeit. Bei hohem Angebot ist der Effekt der optimierten Vergabe von Zeitschlitz für Startmengen besonders eindrucksvoll zu erkennen. Sobald das Angebot eine von der Splittingordnung abhängige Schwelle überschreitet, werden stets alle Terminals gepollt und es resultiert wie erwartet  $\rho = p$ ,  $\bar{\tau}_d = 1$  und  $\tau_{dmax} = 1$ .

Erstaunlicherwise liegt in den untersuchten Szenarien die Effizienz beim binären Splitten zumeist unter der des ternären Splittens. Diese Abweichung von den Analyseergebnissen des blockierenden Splittingalgorithmus ist durch die Vorgehensweise bei blockierungsfreien Splittingalgorithmen begründet, daß Neuankünfte nicht nur auf Zeitschlitz für Startmengen, sondern auch auf Zeitschlitz für Kollisionsmengen zugreifen dürfen. Es sind günstigere Ergebnisse zu erwarten, wenn bei der Planung der Intervalleinteilung nicht nur die Sendewahrscheinlichkeiten in der derzeitigen Periode berücksichtigt werden, sondern auch die Wahrscheinlichkeit, mit der nach einer Kollision Neuankünfte in die Nachfolgeintervalle aufgenommen werden. Dies wird bei dem im nächsten Abschnitt vorgestellten Gruppentest-Algorithmus durchgeführt.

Die bei ungleichmäßig verteiltem Angebot gemessenen Kenngrößen in Abbildung 10.28 (rechts) machen eine weitere suboptimale Eigenschaft des UIS-Protokolls sichtbar. Bei niedrigen Werten von  $p$  wird eine deutlich niedrigere Effizienz verbunden mit höheren Wartezeiten erreicht, als beim BIS-Protokoll. Die Ursache liegt in der willkürlich gewählten Anhäufung von hochlastigen Terminals bei niedrigen Nummern ( $p_0 = 1, p_1 = p, \dots$ ). Abbildung 10.29 veranschaulicht, daß hierdurch die wahrscheinliche Kollision der Terminals 0 und 1 sehr ineffizient aufgelöst wird. Beim BIS-Protokoll

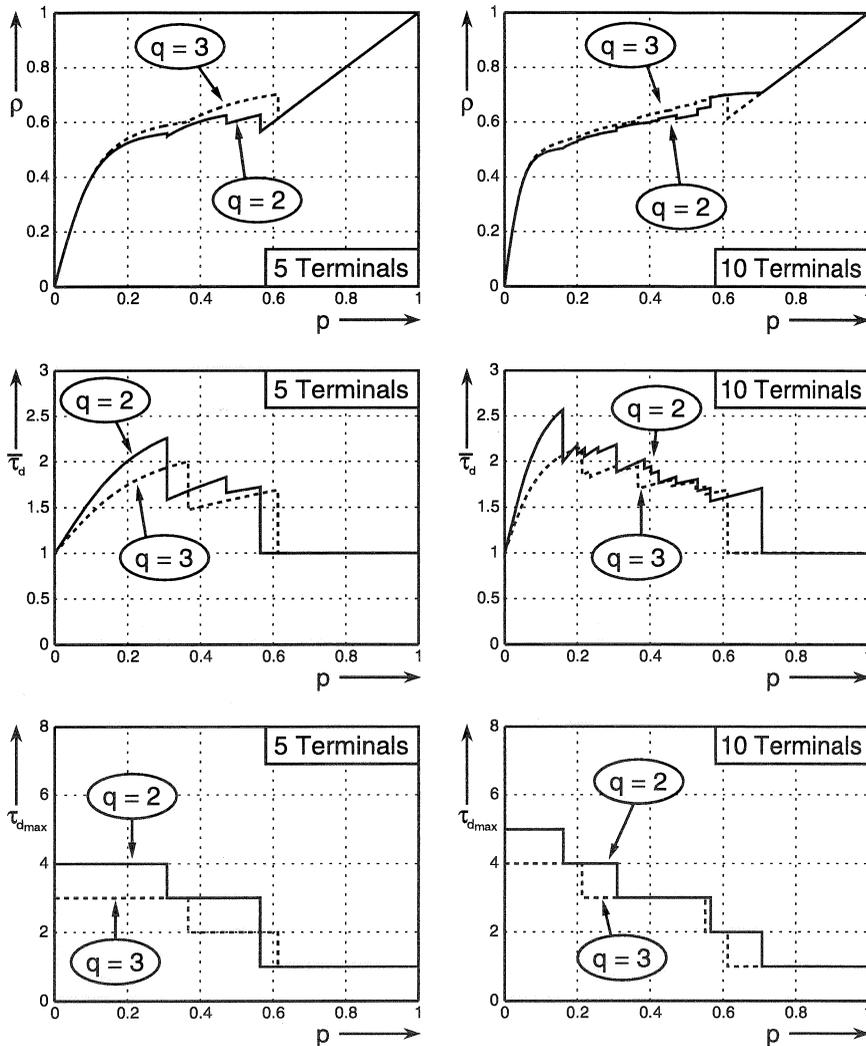


Abbildung 10.27: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  über  $p$  beim UIS-Protokoll für 5 und 10 Terminals mit gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$

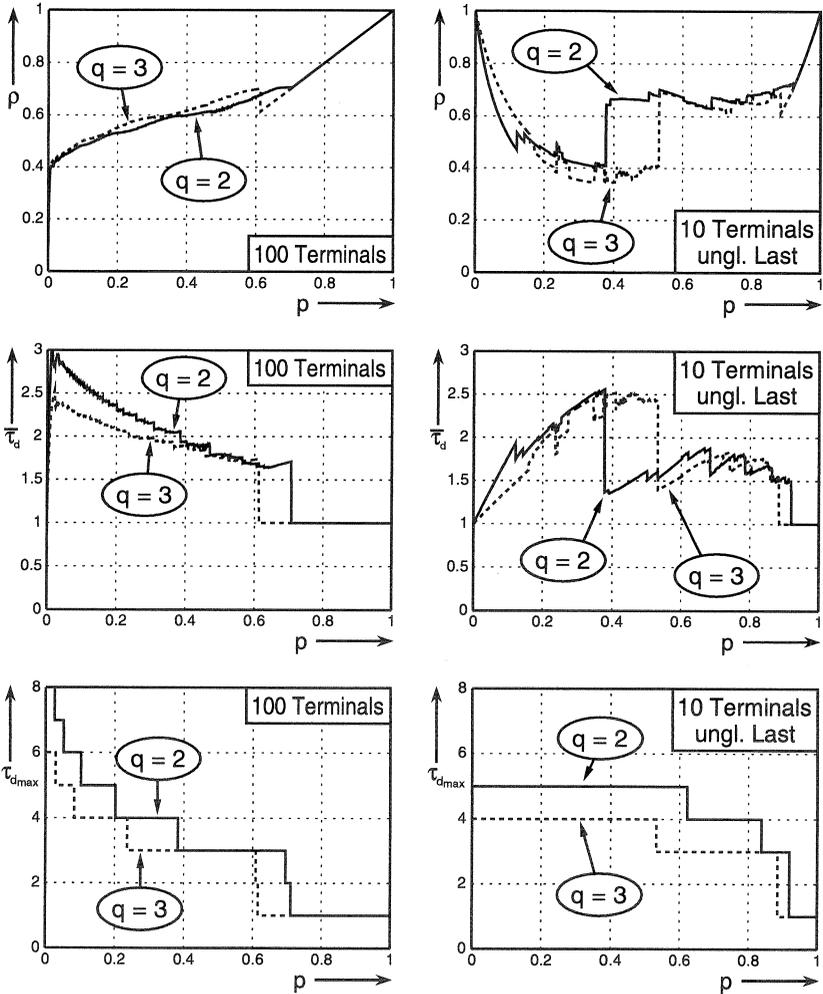


Abbildung 10.28: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{d,max}$  über  $p$  beim UIS-Protokoll für 100 Terminals und gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$  und für 10 Terminals und ungleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p^i$

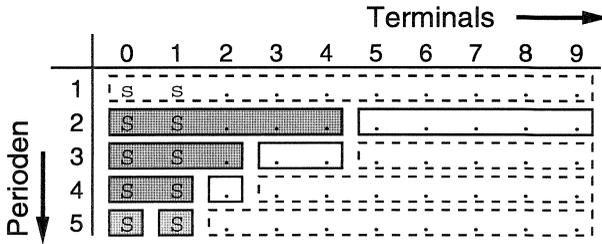


Abbildung 10.29: Beispiel für Kollisionsauflösung beim Szenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot  $p_i = p^i$  und ungünstiger Anordnung von Terminals, hier  $p = 0.2 \Rightarrow p_0 = 1, p_1 = 0.2, p_2 = 0.04, \dots$  (für Legende siehe Abb. 10.24)

tritt dieser Effekt bei dem gewählten Simulationsszenario nicht auf, weil beim Splitten die Ziffern der Terminalnummern mit aufsteigender Reihenfolge verwendet werden. Somit ordnen sich die Terminals 0 und 1 bereits im ersten Splittingschritt verschiedenen Teilmengen zu. Es läßt sich jedoch durch Umsortieren der Terminals auch beim BIS-Protokoll ein Szenario finden, das dasselbe ungünstige Verhalten wie beim UIS-Protokoll hervorruft. Eine mögliche Abhilfe liegt in dem Aufsplitten von Kollisionsmengen in Teilmengen mit etwa demselben Gewicht. Dies wird ebenfalls bei dem im nächsten Abschnitt vorgestellten Gruppentest-Algorithmus durchgeführt.

### 10.3 Zugriffsverfahren mit Gruppentest-Algorithmus

Zugriffsverfahren mit Nummern-Splittingalgorithmen haben sich für Szenarien mit ungleichmäßig auf Terminals verteilten Ankünften als ungünstig erwiesen. Es ist die Notwendigkeit sichtbar geworden, beim Splitten einer Kollisionsmenge Teilmengen mit etwa gleichem Gewicht (Anzahl sendender Terminals) zu erhalten. Die Realisierung dieser Vorschrift führt zu einem neuartigen Protokoll, das einen Gruppentest-Algorithmus verwendet [171]. Beim Gruppentest-Protokoll (Group Test, GT) erfolgt analog zum UIS-Protokoll eine Unterteilung des Nummernraums in eine variable Anzahl  $t$  von Intervallen  $[i_l, i_{l+1} - 1]$ , mit  $i_l < i_{l+1}$  und  $0 \leq l < t$ , die beim GT-Protokoll als Gruppen bezeichnet werden. Entgegen dem UIS-Protokoll beginnt die erste Gruppe am Anfang des Nummernraums, es ist also  $i_0 = 0$  und

$i_{t-1} = N - 1$ . Die Signalisierung der Gruppeneinteilung von der Basisstation zu den Terminals erfolgt durch Versenden der Liste der Anfangsnummern  $i_l$ .

Der wesentliche Unterschied zum UIS-Protokoll besteht in der Auswertung der Ergebnisse von Zufallszugriffen und dem Splitten von kollidierten Gruppen. Die Basisstation schätzt für jedes Terminal  $i$  die Wahrscheinlichkeit  $p_{send,i}$ , mit der es in einem ihm zugeordneten Zeitschlitz senden wird. Basierend auf den Ergebnissen von Zufallszugriffen erfolgt eine Korrektur der Schätzung der  $p_{send,i}$ .

Mangels genauer Kenntnisse über den Ankunftsprozeß basiert der Schätzalgorithmus auf der Annahme eines gedächtnislosen Prozesses<sup>4</sup>.  $t_{last\_send,i}$  ist der Zeitpunkt, zu dem die Basisstation zuletzt erfahren hat, daß das Terminal  $i$  momentan keinen Sendewunsch hat.  $t_{slot}$  ist der Zeitpunkt, für den die Schätzung durchgeführt wird. Die Schätzung der Sendewahrscheinlichkeit erfolgt nach Gleichung (10.37).

$$p_{send,i} = 1 - C_i \cdot e^{-\lambda_i \cdot (t_{slot} - t_{last\_send,i})} \quad (10.37)$$

Der Parameter  $C_i$  wird zur Korrektur der Schätzung nach einer Kollision verwendet und wird zunächst zu 1 gesetzt. Die Ankunftsrate  $\lambda_i$  sowie die Zeitpunkte  $t_{last\_send,i}$  und  $t_{slot}$  werden im vorliegenden Modell auf die Periodendauer  $\tau_P$  normiert. Es gilt dann  $\lambda_i = -\ln(1 - p_i)$ .

Zur Herleitung des Korrekturalgorithmus für  $p_{send,i}$  wird eine Gruppe mit dem Nummernintervall  $[i_l, i_{l+1} - 1]$  betrachtet, bei deren Zugriff eine Kollision aufgetreten ist.

Die mathematisch exakte Berechnung der Sendewahrscheinlichkeiten  $p_{send,i}^+$  nach der Kollision betrachtet alle möglichen Kombinationen von sendenden und nicht sendenden Terminals dieser Gruppe. Diese Kombinationen werden durch das  $n$ -Tupel  $\mathbf{s}_l$  ausgedrückt, dessen Element  $s_i$ ,  $i_l \leq i < i_{l+1}$ , den Zustand des Terminals  $i$  abbildet, mit  $s_i = 1$  bei einem sendewilligen Terminal und  $s_i = 0$  sonst. Es ist  $n = N_l = i_{l+1} - i_l$ . Die Menge  $\mathbf{S}_l$  enthält die  $n$ -Tupel aller möglichen Kombinationen. Die Funktion  $N(\mathbf{s}_l) = \sum_{i=i_l}^{i_{l+1}-1} s_i$  gibt die Anzahl sendender Terminals an.

<sup>4</sup>Der Ankunftsprozeß von neuen Sendewünschen ist abhängig von der Verteilung der Abstände zwischen zwei Büscheln von ATM-Zellen. Durch Multiplexen mehrerer virtueller Verbindungen innerhalb eines Terminals wird der Ankunftsprozeß durch die Verbindungsparameter der einzelnen virtuellen Verbindungen nur schwach charakterisiert.

Die *a priori* Wahrscheinlichkeit  $p^-(s_l)$  für das Auftreten einer bestimmten Kombination wird mit (10.38) berechnet.

$$p^-(s_l) = \prod_{i=i_l}^{i_{l+1}-1} p^-(s_i) \quad \text{mit} \quad p^-(s_i) = \begin{cases} p_{send,i} & \text{für } s_i = 1 \\ 1 - p_{send,i} & \text{für } s_i = 0 \end{cases} \quad (10.38)$$

Es sind  $p_{e,l}^-$ ,  $e \in \{0, 1, c\}$  die *a priori* Wahrscheinlichkeiten für die drei möglichen Ereignisse *Frei* ( $e = 0$ ), *Erfolg* ( $e = 1$ ) und *Kollision* ( $e = c$ ).

$$p_{0,l}^- = \sum_{\forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l)=0)} p^-(s_l) \quad (10.39)$$

$$p_{1,l}^- = \sum_{\forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l)=1)} p^-(s_l) \quad (10.40)$$

$$p_{c,l}^- = \sum_{\forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l) \geq 2)} p^-(s_l) \quad (10.41)$$

Nach dem Zeitschlitz ist der Ausgang  $e$  des Zufallszugriffs bekannt. Mit dem Satz von Bayes [19] berechnet man die *a posteriori* Wahrscheinlichkeit  $p^+(s_l)$  einer Kombination zu (10.43).

$$\begin{aligned} e = 0 : \quad p^+(s_l) &= \begin{cases} \frac{p^-(s_l)}{p_{0,l}^-} & \forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l) = 0) \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \\ e = 1 : \quad p^+(s_l) &= \begin{cases} \frac{p^-(s_l)}{p_{1,l}^-} & \forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l) = 1) \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \\ e = c : \quad p^+(s_l) &= \begin{cases} \frac{p^-(s_l)}{p_{c,l}^-} & \forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | N(s_l) \geq 2) \\ 0 & \text{sonst} \end{cases} \end{aligned} \quad (10.42)$$

Die *a posteriori* Sendewahrscheinlichkeiten  $p_{send,i}^+$  ergeben sich durch Aufsummieren der entsprechenden  $p^+(s_l)$ .

$$p_{send,i}^+ = \sum_{\forall s_l(s_l \in \mathbf{S}_l | s_i=1)} p^+(s_l) \quad (10.43)$$

Bei der Größe  $N_l = i_{l+1} - i_l$  einer Gruppe erfordert die mathematisch exakte Berechnung größenordnungsmäßig  $N_l \cdot 2^{N_l}$  Fließkommamultiplikationen sowie  $2^{N_l}$  Fließkommaspeicherplätze zur Zwischenspeicherung der  $p^-(s_l)$ . In einer realen Umgebung stehen zur Durchführung der Korrektur etwa  $20\mu s$  zur Verfügung. Bei  $N_l = 8$  muß die Rechenplattform somit eine Spitzenleistung von  $\approx 10^8$  Fließkomma-Operationen pro Sekunde durchführen können, was mit der derzeitigen Prozessortechnologie nicht wirtschaftlich realisierbar ist.

Die Korrektur der Sendewahrscheinlichkeiten erfolgt daher durch einen einfacheren Algorithmus, der die Anzahl sendewilliger Terminals in einer Gruppe als näherungsweise binomial-verteilt zugrundelegt. Dazu wird vor dem Zugriff (bei der Planung der Gruppeneinteilung) das Gewicht  $W_l$  der Gruppe nach (10.44) geschätzt.

$$W_l = \sum_{i=i_l}^{i_{l+1}-1} p_{send,i} \quad (10.44)$$

Die a priori Wahrscheinlichkeitsfunktion der Anzahl sendewilliger Terminals ist somit durch (10.45) gegeben, vgl. Abb. 10.30.

$$p_l^-(k) = \binom{N_l}{k} \left(\frac{W_l}{N_l}\right)^k \left(1 - \frac{W_l}{N_l}\right)^{N_l-k} \quad (10.45)$$

Durch das Auftreten einer Kollision erfährt die Basisstation, daß sich in der Gruppe mit Sicherheit mehr als ein sendewilliges Terminal befindet. Somit werden die a posteriori Wahrscheinlichkeiten  $p_{c,l}^+(0) = p_{c,l}^+(1) = 0$  gesetzt und die restlichen  $p_{c,l}^+(k)$  proportional zueinander vergrößert, so daß wieder  $\sum_{k=0}^{N_l} p_{c,l}^+(k) = 1$  gilt.

$$p_{c,l}^+(k) = \begin{cases} \frac{p_l^-(k)}{1-p_l^-(0)-p_l^-(1)} & \text{für } k \geq 2 \\ 0 & \text{für } k = 0, 1 \end{cases} \quad (10.46)$$

Der Schätzwert der Anzahl kollidierter Terminals entspricht dem a posteriori Gewicht  $W_{c,l}^+$  der Gruppe und wird als Erwartungswert von  $k$  berechnet.

$$W_{c,l}^+ = \sum_{k=0}^{N_l} k \cdot p_{c,l}^+(k) \quad (10.47)$$

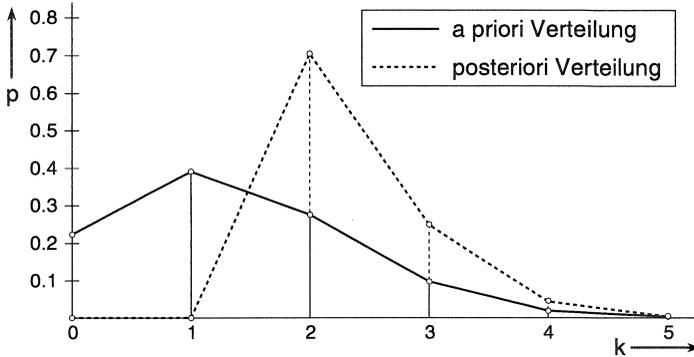


Abbildung 10.30: Genäherte Wahrscheinlichkeitsfunktion der Anzahl sendender Terminals einer Gruppe vor (a priori) und nach (a posteriori) einer Kollision (hier:  $N_l = 5$ ,  $W_l = 1.3$ )

$$= \sum_{k=2}^{N_l} k \cdot \frac{p_l^-(k)}{1 - p_l^-(0) - p_l^-(1)} \tag{10.48}$$

$$= \frac{W_l - p_l^-(1)}{1 - p_l^-(0) - p_l^-(1)} \tag{10.49}$$

$$= W_l \frac{1 - \left(1 - \frac{W_l}{N_l}\right)^{N_l-1}}{1 - \left(1 - \frac{W_l}{N_l}\right)^{N_l} - W_l \left(1 - \frac{W_l}{N_l}\right)^{N_l-1}} \tag{10.50}$$

In Abbildung 10.31 ist  $W_{c,l}^+$  über  $N_l$  und  $W_l$  aufgetragen.

Die a posteriori Sendewahrscheinlichkeiten  $p_{send,i}^+$  ergeben sich aus  $p_{send,i}$  durch proportionales Verringern der Wahrscheinlichkeit, daß ein Terminal nicht sendewillig ist. Hierzu werden die  $C_i$  nach (10.51) modifiziert.

$$C_i^+ = C \cdot C_i \tag{10.51}$$

Der Faktor  $C$  wird aus der Vorschrift (10.52) abgeleitet.

$$W_{c,l}^+ = \sum_{i=i_l}^{i_{l+1}-1} 1 - C_i^+ \cdot e^{-\lambda_i \cdot (t_{slot} - t_{last\_send,i})} \tag{10.52}$$

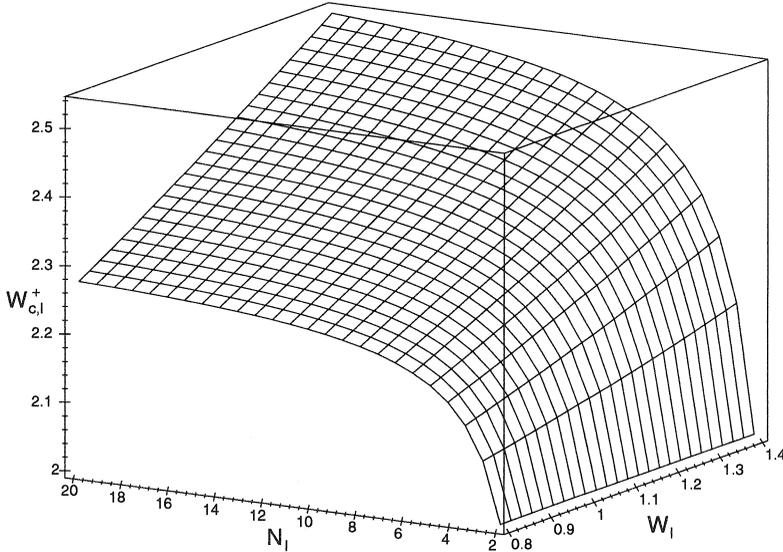


Abbildung 10.31: A posteriori Gewicht  $W_{c,l}^+$  nach einer Kollision einer Gruppe  $l$  mit der Breite  $N_l$  und dem a priori Gewicht  $W_l$

Damit gilt:

$$C = \frac{N_l - W_{c,l}^+}{N_l - W_l} \quad (10.53)$$

Für die Gruppeneinteilung der folgenden Periode erfolgt die Berechnung von  $p_{send,i}^+$  mit  $C_i = C_i^+$ . Mit jeder weiteren Kollision erfolgt ein erneutes Verringern von  $C_i$ . Erst nach einer erfolgreichen Übertragung oder einem freien Zeitschlitz wird bei allen Terminals, die in der dem Zeitschlitz zugeordneten Gruppe enthalten sind,  $C_i = 1$  und  $t_{last\_send,i} = t_{slot}$  gesetzt. Es ist zu erwähnen, daß nach einer Kollision die Berechnung von  $p_{send,i}^+$  unter Verwendung der korrigierten  $C_i$  sowohl das durch die Kollision erlangte Wissen über die minimale Anzahl von Terminals in der Kollisionsmenge, als auch die Wahrscheinlichkeit von Neuankünften bei bisher noch nicht sendewilligen Terminals berücksichtigt.

Die Gruppeneinteilung zu Beginn einer Periode folgt der Regel, die Termi-

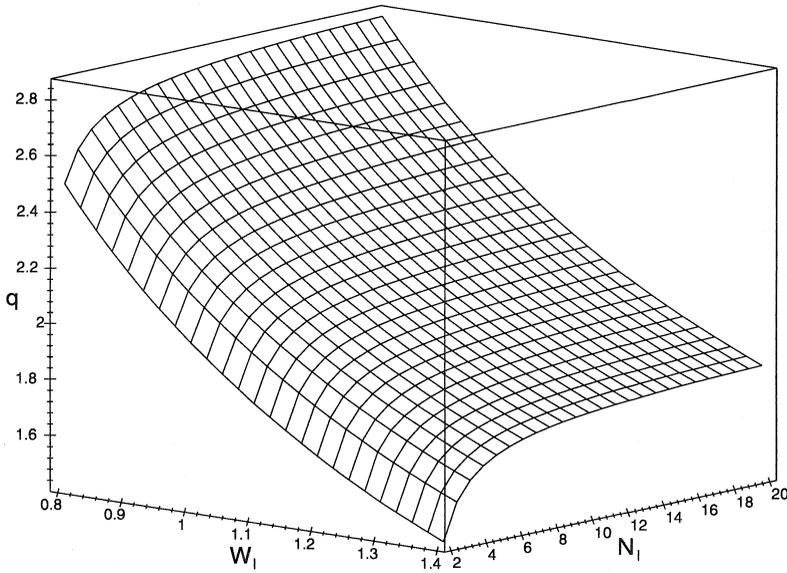


Abbildung 10.32: Äquivalente Splittingordnung  $q$  einer Gruppe  $l$  mit der Breite  $N_l$  und dem a priori Gewicht  $W_l$

nals in eine möglichst kleine Anzahl  $t$  von aufeinanderfolgenden Gruppen einzuteilen, wobei das Gewicht keiner Gruppe eine vorgegebenen Schwelle  $W$  überschreiten darf. Dieses maximale Gewicht  $W$  hat einen vergleichbaren Einfluß auf das Verhalten der Kollisionsauflösung wie die Ordnung bei Splittingalgorithmen. Abnehmende Werte von  $W$  führen zu leichteren Gruppen, wodurch Kollisionen schneller, aber ineffizienter aufgelöst werden. Die äquivalente Splittingordnung  $q$  entspricht dem Quotienten von  $W_{c,l}^+$  und  $W_l$ .

$$q = \frac{W_{c,l}^+}{W_l} \quad (10.54)$$

In Abbildung 10.32 ist  $q$  über  $N_l$  und  $W_l$  aufgetragen. In der Regel wird  $W_l$  das erlaubte maximale Gewicht  $W$  nicht erreichen können. Erfahrungsgemäß entspricht  $W \approx 1.4$  dem binären und  $W \approx 0.9$  dem ternären Splitten. Um begrenzte maximale Wartezeiten garantieren zu können, sind zwei wei-

tere Regeln notwendig.

1. Terminals, die mehr als einmal hintereinander kollidiert sind, dürfen bis zur Auflösung der Kollision nicht in derselben Gruppe mit Terminals sein, die in der vorherigen Periode nicht kollidiert sind.
2. Ein kollidiertes Terminal darf nur in Gruppen aufgenommen werden, deren Breite um mindestens Eins schmaler ist, als die Breite seiner Gruppe in der vorherigen Periode.

Schließlich wirkt eine Erweiterung des Signalisierungsverfahrens der Segmentierung des Nummernraums in Bereiche entgegen, die nicht in derselben Gruppe enthalten sein dürfen. Dazu wird es ermöglicht, einzelne Terminals innerhalb einer Gruppe gezielt zu pollen, vgl. Abb. 10.34. Bei der Signalisierung der Gruppeneinteilung wird vor der Liste der Anfangsnummern  $i_l$  aller Gruppen eine weitere Liste von Terminalnummern versendet, denen jeweils explizit ein Zeitschlitz zugeteilt wird. Derart gepollte Terminals dürfen nicht auf den Zeitschlitz der Gruppe zugreifen, in der sie zusätzlich enthalten sind. Wenn bei der Gruppeneinteilung eine Gruppe der Breite 1 entsteht, so wird diese Gruppe in einen Pollzeitschlitz gewandelt und die beiden angrenzenden Gruppen gegebenenfalls miteinander kombiniert. Es ist zu beachten, daß durch diese Erweiterung der Signalisierungsaufwand geringfügig anwächst, weil die Anzahl der Pollzeitschlitze mitgeteilt werden muß. Es wird jedoch weiterhin pro Zeitschlitz nur eine Terminalnummer signalisiert.

In Abbildung 10.33 ist ein Beispiel für die Gruppeneinteilung mit 20 Terminals für eine Sequenz von 16 Perioden dargestellt.

Die Leistungsbewertung des GT-Protokolls erfolgt simulativ mit den in Abschnitt 10.2.4 eingeführten Szenarien. In den Abbildungen 10.35 und 10.36 sind die Effizienz  $\rho$ , die mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und die maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  zusammengestellt.

Die Diagramme zeigen eindrucksvoll, daß das GT-Protokoll bei allen Terminalanzahlen und Lastverteilungen ein gutes Systemverhalten zeigt, mit deutlich niedrigeren Verzögerungen als beim BIS- und UIS-Protokoll. Es ist deutlich erkennbar, daß mit dem maximalen Gruppengewicht  $W$  die Effizienz  $\rho$  in weiten Bereichen gegen die Verzögerung  $\tau_d$  abgewogen werden kann. Bei ungleichmäßig verteiltem Angebot ist die Überlegenheit des GT-Protokolls gegenüber den Splitting-Protokollen besonders gut zu erkennen. Das beim UIS-Protokoll aufgetretene Problem mit Anhäufungen von hochlastigen Terminals bei kleinen Nummern tritt trotz des ähnlichen Signalisierungsverfahrens nicht mehr auf. Der Einbruch der Effizienz in Abb. 10.36

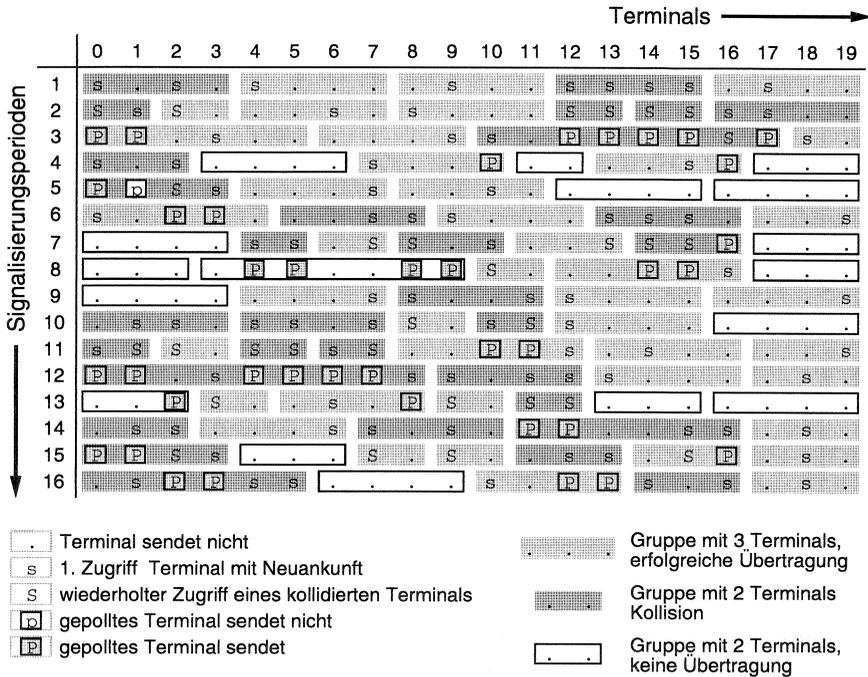


Abbildung 10.33: Beispiel für die Gruppeneinteilung beim GT-Protokoll mit 20 Terminals für eine Sequenz von 16 Perioden

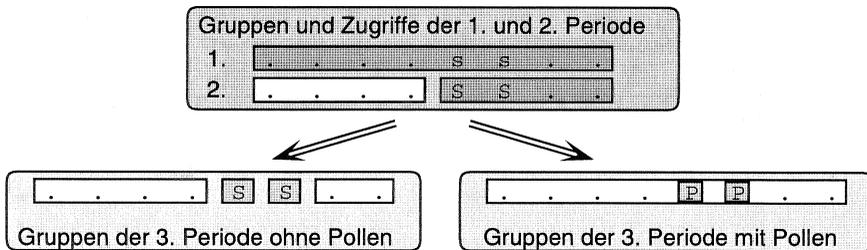


Abbildung 10.34: Beispiel für das Pollen einzelner Terminals einer Gruppe (für Legende siehe Abb. 10.33)

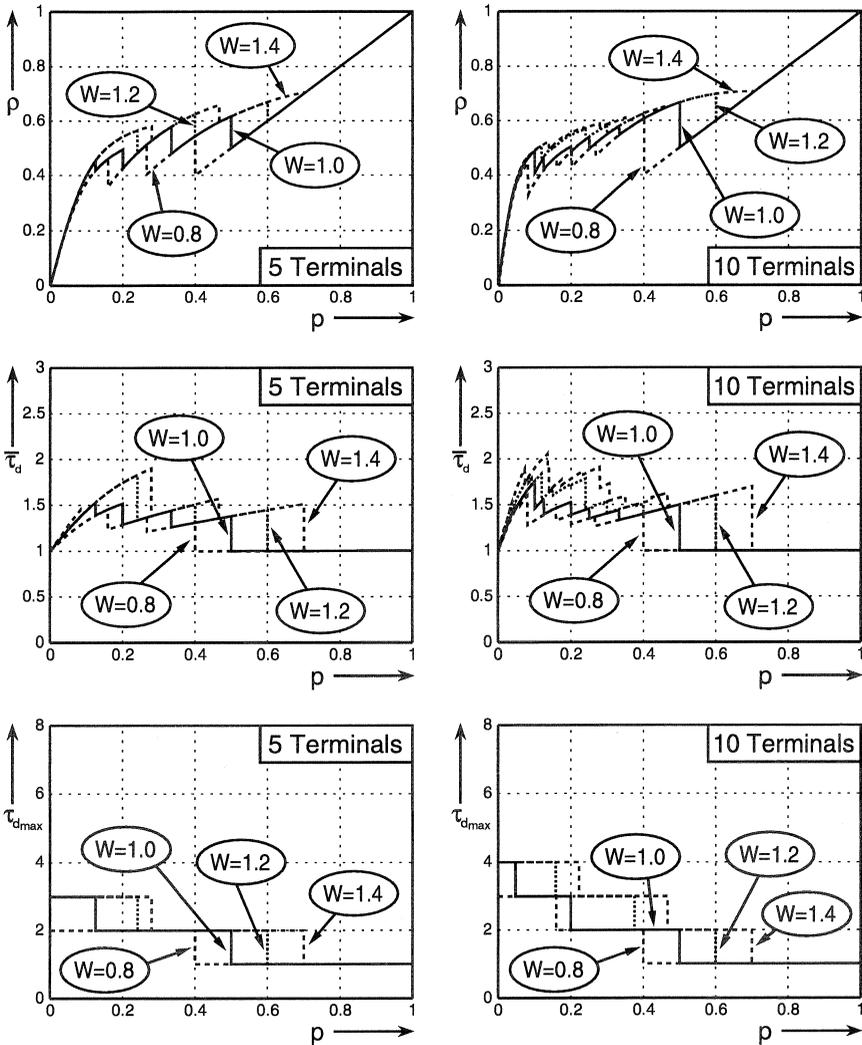


Abbildung 10.35: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  über  $p$  beim GT-Protokoll für 5 und 10 Terminals mit gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$

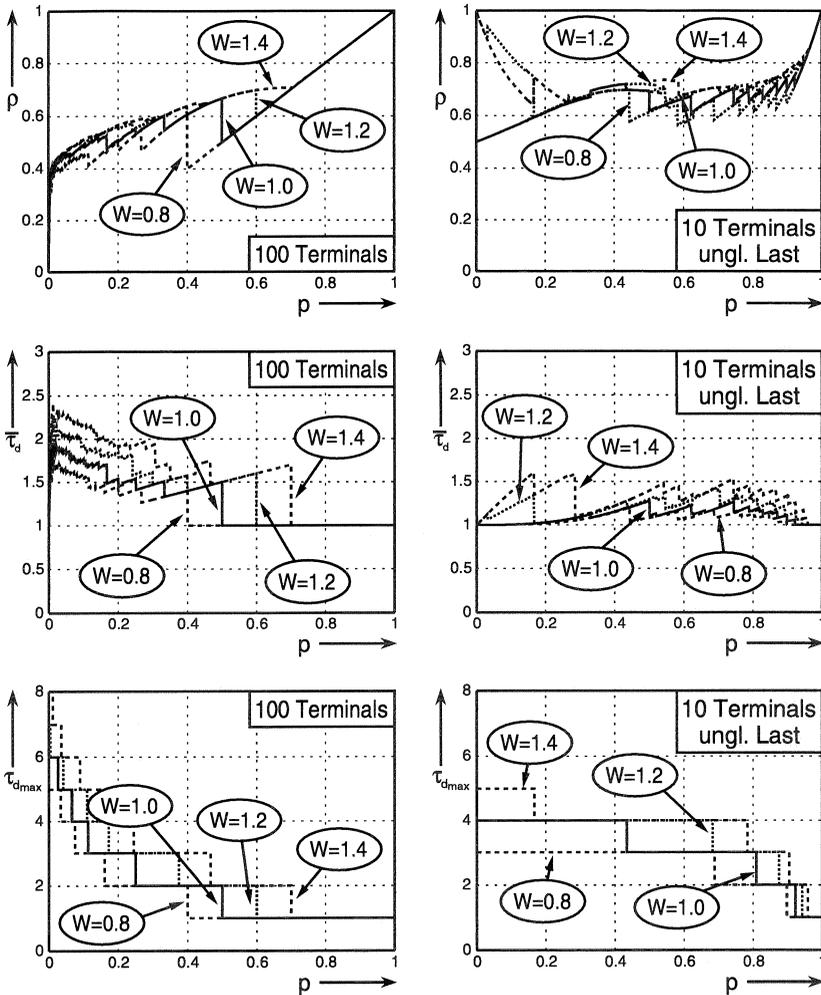


Abbildung 10.36: Effizienz  $\rho$ , mittlere Verzögerung  $\bar{\tau}_d$  und maximale Verzögerung  $\tau_{dmax}$  über  $p$  beim GT-Protokoll für 100 Terminals und gleichmäßig auf Terminals verteiltem Angebot  $p_i = p$  und für 10 Terminals und ungleichmäßig verteiltem Angebot  $p_i = p^i$

(rechts) für  $W \leq 1$ ) ist durch das Pollen des Terminals 0 begründet, weil stets  $p_{send,0} = 1$  ist. Dies ist jedoch ein Sonderfall ohne praktische Relevanz.

## 10.4 Einsatz des Gruppentest-Algorithmus im DSA++ Protokoll

Beim Einsatz des Gruppentest-Algorithmus im DSA++ Protokoll zur Koordinierung des Zugriffs auf die RQCH-Zeitslitze wird der Reservierungszustand eines Terminals aus Abb. 10.2 zur Schätzung der Sendewahrscheinlichkeit  $p_{send,i}$  herangezogen. Die Sendewahrscheinlichkeit  $p_i$  des Terminals  $i$  entspricht der Wahrscheinlichkeit, daß das Terminal seit dem Zeitpunkt  $t_{last\_send,i}$  den Zustandswechsel ① oder ⑤ durchgeführt hat. Der Ausgangszustand des Terminals (*Leerlauf* oder *Reservierung*) ist der Basisstation bekannt. Der Zustandswechsel ① wird vom Gruppentest-Algorithmus berücksichtigt, so daß bei Terminals im Zustand *Leerlauf* die Schätzung der Sendewahrscheinlichkeit nach Gleichung (10.37) erfolgt. Der Zustandswechsel ⑤ stellt eher eine Ausnahme dar und ist sehr unwahrscheinlich. Er wird berücksichtigt, indem für Terminals im Zustand *Reservierung*  $p_i$  nach (10.55) berechnet wird.

$$p_{send,i} = 1 - C_i \cdot 0.999 \quad (10.55)$$

Mit dem Startwert  $C_i = 1$  ergibt sich der sehr kleine Wert  $p_i = 0.001$ . Zur Leistungsbewertung werden die beiden Testszenarien mit Poissonquellen aus Kapitel 9.4.4 verwendet. Die negativ-exponentiell verteilten Zwischenankunftszeiten von ATM-Zellen rufen einen häufigen Wechsel zwischen den Reservierungszuständen der Terminals hervor. Dadurch erfolgt ein großer Anteil der Ankünfte von Uplink-ATM-Zellen in Terminals im Zustand *Leerlauf*. Zu ihrer Übertragung müssen zunächst dynamische Parameter über den RQCH versendet werden. Unter Berücksichtigung der maximalen Verzögerung  $\tau_{dmax} = 250 \tau_{slot}$  (entsprechend 5 ms) hat daher das RQCH-Zugriffsverfahren einen starken Einfluß auf die Verzögerungen von ATM-Zellen.

Es werden die Simulationsparameter aus Tabelle 10.4 verwendet.

Zur Bewertung der Leistungskenngrößen des Gruppentest-Algorithmus im DSA++ Protokoll werden zwei Vergleichsprotokolle herangezogen. Im ersten Protokoll wird komplett auf den RQCH verzichtet und simulationstechnisch der Basisstation ermöglicht, die Belegungszustände der Terminals direkt

max. Anzahl Reservierungen $N_{DCH\ max}$ in Period-Ctrl-PDU	20
Längenverhältnis $r_{slot}$ von RQCH/DCH-Zeitschlitz	0.25
Paketfehler	keine

Tabelle 10.4: Simulationsparameter zur Bewertung des Gruppentest-Algorithmus im DSA++ Protokoll

abzufragen. Dieses ideale Protokoll ist technisch nicht realisierbar, liefert aber aufgrund der vollständigen Informationssituation des Schedulers die untere Schwelle der Übertragungsverzögerung und die obere Schwelle des Durchsatzes.

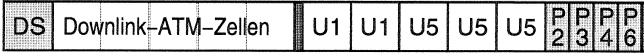
Das zweite Vergleichsprotokoll wird im nächsten Abschnitt vorgestellt.

#### 10.4.1 Vergleichsprotokoll mit wettbewerbsfreiem Poll-Algorithmus

Zum Vergleich bei der Leistungsbewertung des Gruppentest-Algorithmus im DSA++ Protokoll wird ein sehr einfaches RQCH-Zugriffsverfahren herangezogen, bei dem jedes Terminal in jeder Signalisierungsperiode in mindestens einem reservierten Zeitschlitz seine dynamischen Parameter übertragen darf. Wenn ein Terminal in einer Periode keinen Uplink-DCH-Zeitschlitz reserviert bekommt, dann werden seine dynamischen Parameter am Ende der Periode in einem RQCH-Zeitschlitz gepollt. Dieses wettbewerbsfreie Zugriffsprotokoll hat folgende Vorteile:

- Unter der Voraussetzung, daß die MAC-Ids aller registrierten Terminals allgemein bekannt sind, gehen die Reservierungen der RQCH-Zeitschlitz implizit aus den Reservierungen der DCH-Zeitschlitz hervor. Daher kann das RQCH-Signalisierfeld der Period-Ctrl-PDU entfallen, vgl. Abb. 10.37.
- Die Zugriffsverzögerung auf dem RQCH ist auf eine Periodenlänge begrenzt.
- Die Basisstation hat wegen der fehlenden Kollisionsauflösung eine geringere Komplexität als bei Verwendung des Gruppentest-Algorithmus.

Der Nachteil des Protokolls liegt in der fehlenden Anpassungsfähigkeit an das variierende Angebot auf dem RQCH. Dadurch wird u.U. ein hoher Anteil der Kanalkapazität durch RQCH-Zeitschlitz belegt, der für die Über-



DS: Downlink-Signalisierung  
 U#: Uplink-ATM-Zelle von Terminal #  
 P#: Pollen der Kapazitätsanforderungen von Terminal #

Abbildung 10.37: Beispiel für die implizite Reservierung von Pollzeitschlitten bei 6 registrierten Terminals

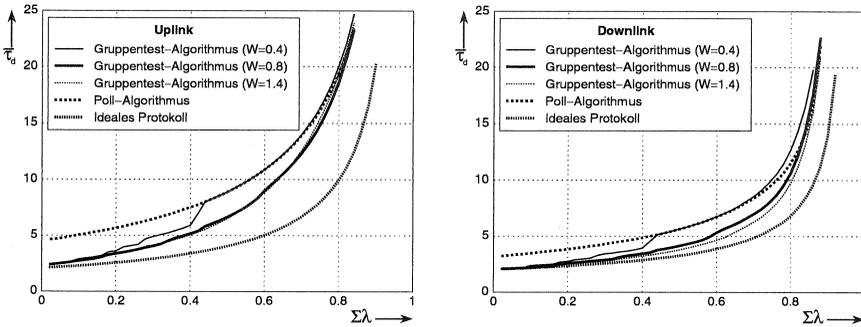


Abbildung 10.38: Testszenario mit gleichmäßig verteiltem Angebot: mittlere Verzögerung von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  auf Uplink und Downlink über Gesamtangebot  $\sum \lambda$  ( $\tau_d$  und  $\sum \lambda$  sind auf  $\tau_{slot}$  normiert)

tragung von ATM-Zellen entfällt.

### 10.4.2 Leistungsbewertung am Testszenario mit gleichmäßig verteiltem Angebot

Im ersten Testszenario aus Tabelle 9.2 ist das Angebot gleichmäßig auf Verbindungen verteilt und das normierte Gesamtangebot  $\sum \lambda$  von ATM-Zellen wird in 50 Schritten von 0.02 bis 1 variiert. Das Gruppengewicht  $W$  des Gruppentest-Algorithmus wird zwischen 0.4 und 1.4 gewählt.

In den Diagrammen der Abb. 10.38 ist die mittlere Übertragungsverzögerung von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  für Uplink und Downlink über  $\sum \lambda$  aufgetragen. Die Zeiten sind auf die DCH-Zeitschlitzlänge  $\tau_{slot}$  normiert. Da die Uplink-ATM-Zellen im hinteren Bereich einer Signalisierungsperiode übertragen

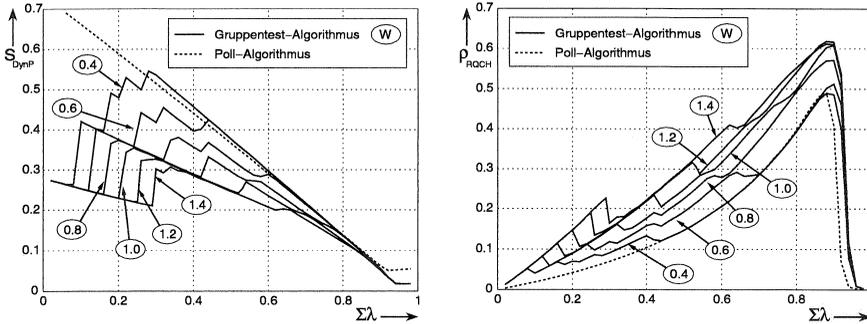


Abbildung 10.39: Testscenario mit gleichmäßig verteiltem Angebot:  
 RQCH-Signalisierungsaufwand  $S_{\text{RQCH}}$  und Effizienz  $\rho_{\text{RQCH}}$  des  
 RQCH-Zugriffsprotokolls über Gesamtangebot  $\sum \lambda$

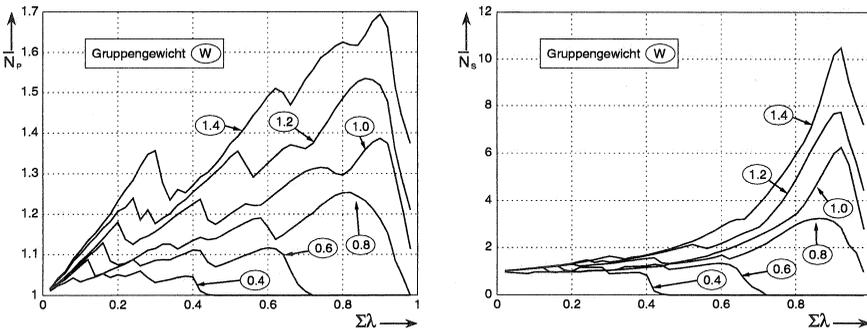


Abbildung 10.40: Testscenario mit gleichmäßig verteiltem Angebot: mittlere  
 Zugriffsverzögerung auf dem RQCH über Gesamtangebot  $\sum \lambda$ , links  
 gemessen in Anzahl  $\bar{N}_P$  von Signalisierungsperioden, rechts als absolute  
 Zeit normiert auf die Zeitschlitzlänge,  
 $\tau_{d,RQCH} = \bar{N}_S \cdot \tau_{\text{slot}}$

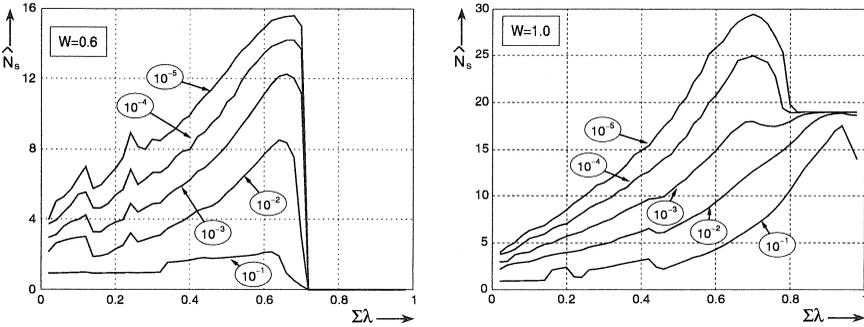


Abbildung 10.41: Testszenario mit gleichmäßig verteiltem Angebot: Schwelle  $\hat{N}_s$  der normierten RQCH-Zugriffsverzögerung, die von einem vorgegebenen Anteil  $P$  des RQCH-Angebotes überschritten wird (links:  $W = 0.6$ , rechts:  $W = 1.0$ )

werden, warten sie im Mittel länger als Downlink-ATM-Zellen. Die mittleren Verzögerungen steigen proportional zur mittleren Periodenlänge. Bei niedrigem und mittlerem Angebot sind die Perioden nur unvollständig aufgefüllt und entsprechend kurz. Der Poll-Algorithmus ruft bei niedrigem bis mittlerem Angebot deutlich längere Periodenlängen und damit Verzögerungen hervor, als der Gruppentest-Algorithmus. Die Ursache hierfür ist in den Diagrammen der Abb. 10.39 zu erkennen, in denen der RQCH-Signalisierungsaufwand  $S_{RQCH}$  (Anteil der durch den RQCH belegten Kanalkapazität) und die Effizienz  $\rho_{RQCH}$  des RQCH-Zugriffsprotokolls über dem normierten Angebot aufgetragen ist. Der Gruppentest-Algorithmus ist deutlich effizienter als der Poll-Algorithmus und belegt bei niedriger und mittlerer Auslastung einen sehr viel kleineren Anteil der Kanalkapazität.

Wenn das Gruppengewicht zu klein gewählt wird, z.B.  $W < 0.6$ , und das Angebot  $\sum \lambda$  eine bestimmte Schwelle überschreitet, werden alle Terminals im Zustand *Leerlauf* gepollt und der Gruppentest-Algorithmus verhält sich wie der Poll-Algorithmus. Unter Berücksichtigung der Signalisierung von RQCH-Reservierungen und Antworten in den Period-Ctrl-PDUs ruft er sogar einen geringfügig höheren Signalisierungsaufwand hervor. Unterhalb der Schwelle behält er allerdings seine Anpassungsfähigkeit an die RQCH-Auslastung.

In Abbildung 10.40 sind für den Gruppentest-Algorithmus die mittlere Zu-

griffsverzögerung auf dem RQCH über dem Gesamtangebot  $\sum \lambda$  aufgetragen. Im linken Diagramm wird die Zugriffsverzögerung in der Anzahl  $\bar{N}_P$  von Signalisierungsperioden bis zur erfolgreichen Übertragung gemessen und im rechten Diagramm als absolute Zeit normiert auf die Zeitschlitzlänge,  $\tau_{d,RQCH} = \bar{N}_S \cdot \tau_{slot}$ . Dabei wird  $\tau_{d,RQCH}$  ab dem Ende des RQCH-Zeitschlitzes gemessen, in dem die erste Übertragung erlaubt ist und endet mit der Übertragung einer erfolgreichen Antwort. Bei einem Pollzeitschlitz entfällt die Antwort und es ist  $\tau_{d,RQCH} = 0$ . Bei einem erfolgreichen ersten Zufallszugriff entspricht  $\tau_{d,RQCH}$  dem Abstand zwischen dem Ende des RQCH-Zeitschlitzes und dem Ende der nächsten Period-Ctrl-PDU, mit der die Antwort übertragen wird.

$N_P$  entspricht der Zugriffsverzögerung im Modell aus Abschnitt 10.1 und ermöglicht direkte Rückschlüsse auf die Funktionsweise des RQCH-Zugriffsprotokolls. Mit  $N_S$  wird die Auswirkung der Übertragung dynamischer Parameter mittels Zufallszugriff auf die Verzögerung von Uplink-ATM-Zellen erfaßt.

Wie in Abschn. 10.3 ist deutlich der Einfluß der Gruppenweite  $W$  erkennbar; kleinere  $W$  rufen kürzere Verzögerungen  $N_S$  auf Kosten der Effizienz  $\rho_{RQCH}$  hervor. Während jedoch eine steigende Effizienz  $\rho_{RQCH}$  aufgrund des damit verbundenen fallenden RQCH-Signalisieraufwands  $S_{RQCH}$  die Verzögerung auf Uplink und Downlink verringert, wirken sich kürzere  $N_S$  nur positiv auf den Uplink aus. Bei  $W = 0.8$  heben sich die beiden gegenläufigen Effekte für den Uplink in etwa auf, vgl. Abb. 10.38.

Für die Parametrierung von  $W$  ist die Verteilungsfunktion der normierten RQCH-Zugriffsverzögerung  $N_S$  eine wichtige Kenngröße. In Abbildung 10.41 (links:  $W = 0.6$ , rechts:  $W = 1.0$ ) ist die Schwelle  $\hat{N}_S$  der Verzögerung aufgetragen, die von einem vorgegebenen Anteil  $P$  des RQCH-Angebotes überschritten wird<sup>5</sup>. Gesicherte statistische Ergebnisse (5% relativer LRE-Fehler) liegen für  $P \geq 10^{-3}$  vor. Die Kurven für  $P = 10^4$  und  $P = 10^5$  geben jedoch trotz statistischer Unsicherheit den tendenziellen Verlauf wieder. Es ist zu erkennen, daß die RQCH-Zugriffsverzögerung auf weniger als die doppelte maximale Periodenlänge begrenzt wird. Beispielsweise werden bei  $W = 1.0$  und  $\sum \lambda > 0.8$  Kollisionen spätestens nach dem zweiten Zugriff aufgelöst. Aufgrund obiger Definition von  $N_S$  ist der Beitrag der ersten Periode zur Gesamtverzögerung sehr gering, so daß

<sup>5</sup>Die Kurven werden durch die Umkehrung der komplementären Verteilungsfunktion  $P(N_S > t)$  der normierten Zugriffsverzögerung  $N_S$  erzeugt.

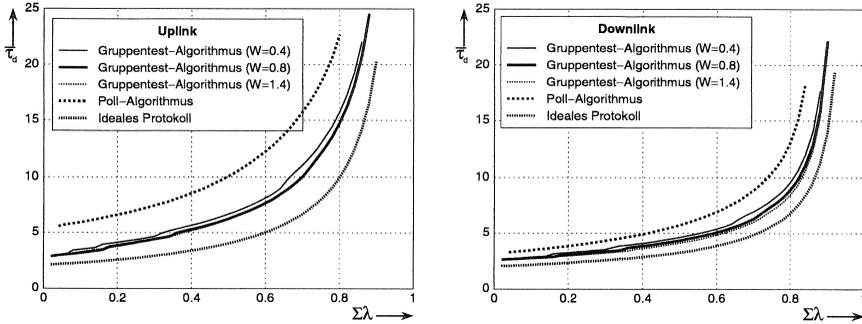


Abbildung 10.42: Testszenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot: mittlere Verzögerung von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  auf Uplink und Downlink über Gesamtangebot  $\sum \lambda$  ( $\tau_d$  und  $\sum \lambda$  sind auf  $\tau_{slot}$  normiert)

der maximale Wert von  $N_S$  etwa bei  $N_{DCH\ max} = 20$  liegt. Bei  $W = 0.6$  werden ab  $\sum \lambda > 0.7$  alle Terminals im Zustand *Leerlauf* gepollt und es gilt  $N_S = 0$ . Unter Einbeziehung der mittleren Übertragungsverzögerung in Abbildung 10.38 stellt  $W = 0.8$  eine sinnvolle Wahl dar.

### 10.4.3 Leistungsbewertung am Testszenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot

Im zweiten Testszenario aus Tabelle 9.3 ist das Angebot ungleichmäßig auf Verbindungen verteilt. Der dadurch hervorgerufene Verkehr auf dem RQCH entspricht sehr viel stärker den Bedingungen in realistischen Szenarien mit heterogen Quellen, als bei gleichmäßig verteiltem Angebot. Jedoch ist es für die niedriggradigen Verbindungen nicht möglich, innerhalb akzeptabler Simulationslaufzeiten hinreichend viele Ereignisse (Übertragungen von ATM-Zellen) zu sammeln, um statistisch gesicherte Ergebnisse zu erhalten. Daher werden nur Aussagen für die fünf hochgradigsten Verbindungen gemacht, für die gilt  $\lambda_i = \sum \lambda / 2^{i+1} \geq 1/64 \cdot \sum \lambda, i = 1 \dots 5$ . Die niedriggradigen Verbindungen rufen kaum Verkehr hervor, belegen aber eine DCHId, so daß sie vom RQCH-Protokoll berücksichtigt werden müssen.

In den Diagrammen der Abbildungen 10.42 und 10.43 sind die mittleren Übertragungsverzögerungen von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  für Uplink und Downlink, der RQCH-Signalisierungsaufwand  $S_{RQCH}$  und die Effizienz  $\rho_{RQCH}$  des RQCH-Zugriffsprotokolls über  $\sum \lambda$  aufgetragen.

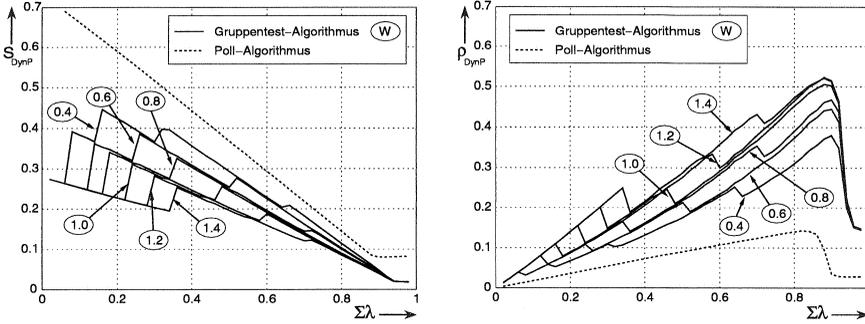


Abbildung 10.43: Testscenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot: RQCH-Signalisierungsaufwand  $S_{\text{RQCH}}$  und Effizienz  $\rho_{\text{RQCH}}$  des RQCH-Zugriffsprotokolls über Gesamtangebot  $\Sigma\lambda$

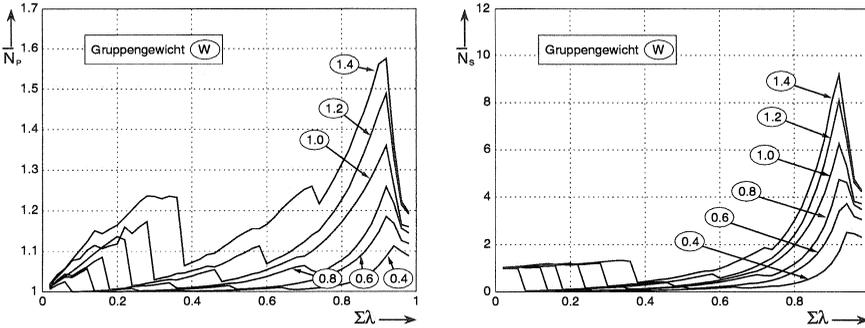


Abbildung 10.44: Testscenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot: mittlere Zugriffsverzögerung auf dem RQCH über Gesamtangebot  $\Sigma\lambda$ , links gemessen in Anzahl  $\bar{N}_P$  von Signalisierungsperioden, rechts als absolute Zeit normiert auf die Zeitschlitzlänge,  $\tau_{d,\text{RQCH}} = \bar{N}_S \cdot \tau_{\text{slot}}$

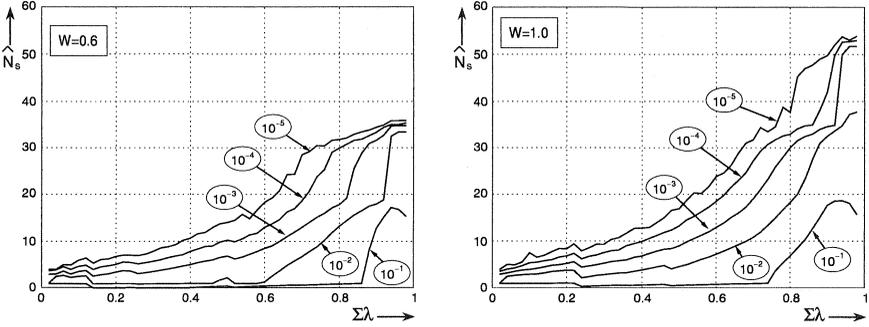


Abbildung 10.45: Testszenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot: Schwelle  $\hat{N}_S$  der normierten RQCH-Zugriffsverzögerung, die von einem vorgegebenen Anteil  $P$  des RQCH-Angebotes überschritten wird (links:  $W = 0.6$ , rechts:  $W = 1.0$ )

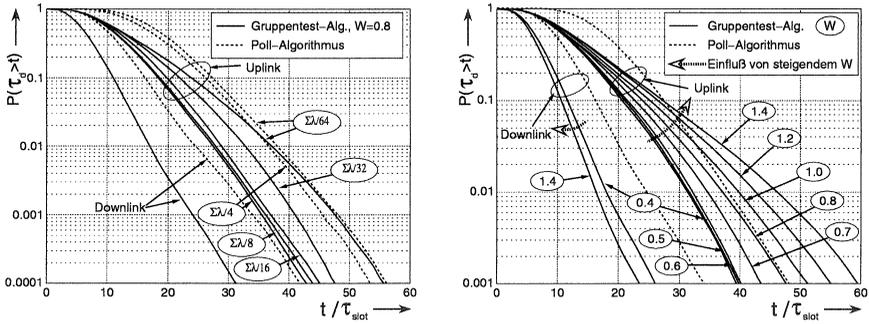


Abbildung 10.46: Testszenario mit ungleichmäßig verteiltem Angebot und  $\sum \lambda = 0.75$ : komplementäre Verteilungsfunktion der Übertragungsverzögerung  $\tau_d$ ; links: pro Verbindung ( $i=1..5$ ) und  $W = 0.8$ , rechts: Verbindung  $i=5$  mit  $\lambda_5 = 1.17\%$ ,  $W$  variiert

Anhand der Effizienzkurve ist die Überlegenheit des Gruppentest-Algorithmus über den Poll-Algorithmus eindrucksvoll zu erkennen. Während die Effizienz des Gruppentest-Algorithmus gegenüber gleichmäßig verteiltem Angebot zunimmt und der RQCH-Signalisieraufwand auf fast die Hälfte sinkt, bricht die Effizienz des Poll-Algorithmus bei gleichbleibendem RQCH-Signalisieraufwand zusammen. Als Resultat steigen beim Poll-Algorithmus verglichen zum gleichmäßig verteilten Angebot die Wartezeiten auf Uplink und Downlink an, während sie beim Gruppentest-Algorithmus aufgrund des niedrigeren RQCH-Signalisieraufwands deutlich niedriger sind. Die Ursache für die niedrige Effizienz des Poll-Algorithmus liegt in der niedrigen Erfolgswahrscheinlichkeit des Pollens der niedriggradigen Terminals. Für derartige Terminals stellt sich wie erwartet der Zufallszugriff als das effizientere Zugriffsverfahren heraus.

Die Diagramme der Abbildungen 10.44 und 10.45 geben Aufschluß über die Zugriffsverzögerungen bei der Übertragung über den RQCH. Die Kenngrößen  $\bar{N}_P$  und  $\bar{N}_S$  wurden in Abschn. 10.4.2 als mittlere Anzahl von Signalisierungsperioden bzw. Zeitschlitzten bis zur erfolgreichen Übertragung definiert. Es ist wieder deutlich der Einfluß der Gruppenweite  $W$  erkennbar. Die mittleren Verzögerungen sind deutlich kürzer als bei gleichmäßig verteiltem Angebot. In Abbildung 10.45 (links:  $W = 0.6$ , rechts:  $W = 1.0$ ) ist analog zu Abb. 10.41 die Schwelle  $\hat{N}_S$  der Verzögerung aufgetragen, die von einem vorgegebenen Anteil  $P$  des RQCH-Angebotes überschritten wird. Erneut wird deutlich, daß in allen Lastsituationen Kollisionen spätestens nach dem zweiten Zugriff bei  $W = 0.6$  bzw. drei Zugriffen bei  $W = 1.0$  aufgelöst werden, die RQCH-Zugriffsverzögerung sind auf weniger als die doppelte bzw. dreifache maximale Periodenlänge begrenzt.

In Abbildung 10.46 sind die komplementären Verteilungsfunktionen der Verzögerungen von ATM-Zellen für das Gesamtangebot  $\sum \lambda = 0.75$  aufgetragen. Die Kurven dokumentieren den Einfluß der Signalisierung von Kapazitätsanforderungen über den RQCH auf die Übertragung von ATM-Zellen. Im linken Diagramm sind für  $W = 0.8$  die Verzögerungen auf dem Uplink für die fünf hochlastigsten Verbindungen aufgetragen. Je niedriger das Angebot einer Verbindung, um so häufiger muß vor einer Uplink-Übertragung zunächst über den RQCH Kapazität angefordert werden, so daß die Verzögerungen ansteigen. Weil dies auf dem Downlink nicht notwendig ist, sind die Verteilungsfunktionen der Downlink-Verzögerungen für alle Verbindungen identisch.

Im rechten Diagramm sind die Verzögerungen der Verbindung 5 mit  $\lambda_5 =$

$\sum \lambda/64 = 1.17\%$  für verschiedene Gruppengewichte  $W$  aufgetragen. Es handelt sich um die niedriggradigste Verbindung, für die innerhalb einer akzeptablen Simulationsdauer von  $10^7$  Zeitschlitzen statistisch zuverlässige Ergebnisse erzielt wurden. Erneut sind deutlich die beiden gegenläufigen Effekte von kürzeren Zugriffszeiten auf dem RQCH und höherem RQCH-Signalisieraufwand zu erkennen. Während mit steigendem  $W$  der RQCH-Signalisieraufwand und damit die Downlink-Verzögerungen abnehmen, wirken sich die gleichzeitig zunehmenden RQCH-Zugriffszeiten negativ auf den Uplink aus. Unter Einbeziehung der mittleren Übertragungsverzögerung in Abbildung 10.42 stellt  $W = 0.8$  erneut eine sinnvolle Wahl dar.

## Quittierungsstrategien

Zellverzögerung sowie Zelldurchsatz hängen von der Strategie ab, nach der Quittungen des ARQ-Protokolls erzeugt und übertragen werden. Dabei wirken zwei gegenläufige Effekte:

- durch häufigeres Übertragen von Quittungen werden Übertragungswiederholungen früher veranlaßt und dadurch die Verzögerung von ATM-Zellen verringert,
- Quittungen treten in Wettbewerb mit Informationsrahmen, wodurch deren Wartezeiten erhöht werden.

Daher werden Quittungen nach einer Strategie erzeugt, die im Scheduler den Wettbewerb von Quittungen untereinander und mit ATM-Zellen steuert. Quittungen erhalten dabei zustandsabhängige Prioritäten. Im Gegensatz zur Priorität von ATM-Zellen, die vom Zustand des Senders abhängt, läßt sich die Priorität einer Quittung in den meisten Fällen aus dem Zustand des Senders und des Empfängers ableiten. Beispielsweise läßt sich die Dringlichkeit zum Verschicken einer positiven Quittung aus der im Empfänger (Sender der Quittung) bekannten Anzahl zu quittierender ATM-Zellen oder aus der im Sender (Empfänger der Quittung) bekannten derzeitigen Größe des Sendefensters berechnen. Aufgrund dieser Eigenschaft wird der Bedarf der ARQ-Instanzen zur Übertragung von Quittungen gegenüber dem LLC-Scheduler durch drei verschiedene Quittungsprioritäten ausgedrückt<sup>1</sup>:

1. Priorität  $P_{Ack_{BS-S}}$  mit der eine ARQ-Instanz der Basisstation eine Quittung versenden möchte,
2. Priorität  $P_{Ack_{BS-R}}$  mit der eine ARQ-Instanz der Basisstation eine Quittung empfangen möchte,
3. Priorität  $P_{Ack_{WT-S}}$  mit der eine ARQ-Instanz im Terminal eine Quittung versenden möchte.

<sup>1</sup>Kleine Werte der Prioritätszahl bedeuten eine hohe Priorität

Die Quittierungsstrategie muß den Quittungstyp, den Zeitpunkt von Quittierungen und das Übertragungsverfahren festlegen. Im ersten Schritt bestimmt jede ARQ-Instanz, ob eine Quittung und welcher Typ zu übertragen ist, und drückt die Dringlichkeit dieser Quittung durch eine Priorität aus. Im zweiten Schritt treten die Quittungen verschiedener ARQ-Instanzen basierend auf ihren Prioritäten in Konkurrenz. Im letzten Schritt erfolgt mit der Festlegung des Übertragungsverfahrens (z.B. in einem RQCH-Zeitschlitz oder Huckepack zu einer ATM-Zelle in einem DCH-Zeitschlitz) die Reservierung von Übertragungskapazität.

## 11.1 Quittungstypen und ihre Prioritäten

Die Berechnung von Quittungsprioritäten basiert grundsätzlich auf dem Termin der mit ihnen verknüpften ATM-Zellen. Im Empfänger ist der exakte Termin unbekannt und muß basierend auf dem Empfangszeitpunkt  $\tau_{rec}$  einer ATM-Zelle geschätzt werden.

### 11.1.1 Positive Quittungen

Die Übertragung von positiven *Receive Ready* (RR) Quittungen wird durch die ARQ-Instanzen der Basisstation gesteuert. Für positive Downlink-Quittungen (zur Quittierung von Uplink-ATM-Zellen) wird die Priorität im Empfangsteil der ARQ-Instanz zu  $P_{Ack_{BS-S}} = \tau_{rec} + \tau_{dmax} - t$  berechnet. Beim Antworten auf Pollen (nach vorherigem Empfang eines ARQ-Rahmens mit gesetztem Pollbit) gilt abweichend die um  $\tau_{dmax}$  wichtigere Priorität  $P_{Ack_{BS-S}} = \tau_{rec} - t$ .

Positive Uplink-Quittungen (zur Quittierung von Downlink-ATM-Zellen) werden durch den Sendeteil der ARQ-Instanzen in der Basisstation angefordert. Die Priorität wird aus dem Termin  $\tau_{DD}$  der ältesten unquitierten ATM-Zelle zu  $P_{Ack_{BS-R}} = \tau_{DD} - t$  berechnet. Wenn alle Zellen quitiert wurden, gilt  $P_{Ack_{BS-R}} = \infty$ .

### 11.1.2 Negative Quittungen

Die Priorität negativer *Reject* (REJ) und *Selective Reject* (SREJ) Quittungen wird durch den Empfangsteil der ARQ-Instanzen festgelegt<sup>2</sup>. Dazu wird

<sup>2</sup>Zur Wiederholungsanforderung der fehlenden ATM-Zelle mit der niedrigsten Laufnummer wird eine spezielle *First Selective Reject* (FSREJ) Quittung verwendet. Die



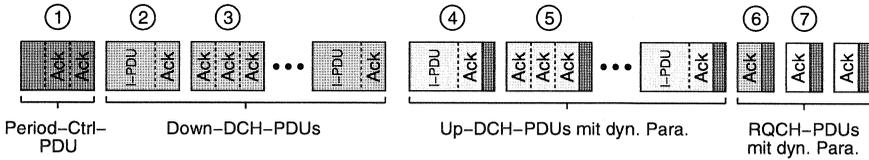


Abbildung 11.2: Signalisierungsperiode mit Übertragungsverfahren für Quittungen

## 11.2 Quittierungsalgorithmus der ARQ-Instanz

ARQ-Instanzen generieren Quittungen in der Reihenfolge

1. negative Quittung,
2. Discard-Meldung, positive Quittung als Antwort auf Pollen (im Wechsel),
3. positive Quittung.

Während der Planungsphase erfragt der LLC-Scheduler bei den ARQ-Instanzen die Prioritäten ihrer dringendsten Quittungen. Die Quittungen selbst werden erst während der Übertragungsphase an den LLC-Scheduler geliefert. Es ist zu beachten, daß eine ARQ-Instanz jederzeit in der Lage ist, eine positive Quittung zu generieren. Daher existieren die beiden Funktionen zum Liefern von Prioritäten und Quittungen in zwei Abstufungen: Aufforderung zur Quittierung und Erzwingen einer Quittierung. Bei einer Aufforderung zur Lieferung einer Prioritätszahl oder einer Quittung wird nur reagiert, wenn der Zustand der ARQ-Instanz eine Quittierung erforderlich macht (im Empfänger: Pufferplätze im Zustand REJECT oder Antwort auf Pollen notwendig; im Sender: Pufferplätze im Zustand DISCARDED, oder Sendefenster gefüllt und Pollen notwendig). Bei erzwungener Quittierung wird immer eine Quittung (bzw. eine Prioritätszahl) geliefert.

## 11.3 Übertragungsverfahren für Quittungen

Folgende Verfahren zur Übertragung von Quittungen stehen zur Verfügung, vgl. Abb. 11.2 und Kap. 8.2, Abb. 8.7 und Abb. 8.10:

**Downlink:**

1. Bis zu 6 ARQ-Quittungen in der Period-Ctrl-PDU
2. Huckepack zu einem I-Rahmen (I-PDU) in einer Down-DCH-PDU
3. Bis zu 24 Quittungen in einer Down-DCH-Ack-PDU bzw. Bündelquittung

**Uplink:**

4. Huckepack zu einem I-Rahmen (I-PDU) in einer Up-DCH-PDU
5. Bis zu 24 Quittungen in einer Up-DCH-Ack-PDU bzw. Bündelquittung
6. In einer gepollten RQCH-PDU
7. In einer RQCH-PDU mit Zufallszugriff

Muß ein Terminal spontan eine dringende Quittung versenden, so ist dies nur mit einer RQCH-PDU im Zufallszugriff möglich. Aufgrund möglicher Kollisionen und der daraus resultierenden Verzögerung wird dies nur in Ausnahmefällen angewendet.

## 11.4 Quittungen in der Planungsphase des Schedulers

Zum Start einer neuen Signalisierungsperiode beginnt die Planungsphase des ATM-Zellenschedulers mit dem Auffüllen der Period-Ctrl-PDU mit Quittungen. Es werden zunächst nur Downlink-Quittungen ausgewählt, bei denen keine ATM-Zelle zum Huckepackübertragen in einer DCH-PDU vorhanden ist. Die Auswahl erfolgt nach fallender Dringlichkeit  $P_{Ack_{BS-S}}$ . Sind anschließend nicht alle Quittungsplätze der Period-Ctrl-PDU belegt, dann werden die verbleibenden Plätze mit positiven Quittungen aufgefüllt, wobei die ARQ-Instanzen reihum bedient werden.

Für Terminals, die keine Uplink-ATM-Zellen zu übertragen haben und von denen genau eine ARQ-Instanz der Basisstation eine Quittung erwartet, wird je ein RQCH-Zeitschlitz zur Übertragung der Quittung reserviert. Erwarten mehrere ARQ-Instanzen eine Quittung von demselben Terminal, wird ein Up-DCH-Zeitschlitz reserviert.

Die anschließende Reservierung von DCH-Zeitschlitzen erfolgt entsprechend fallender Dringlichkeit der ATM-Zellen. Dringende Quittungen werden berücksichtigt, indem sie ggf. die Priorität der dringendsten ATM-Zelle ihres DCHs auf  $P_{Ack_{BS-S}}$  bei Downlink-ATM-Zellen bzw.  $P_{Ack_{BS-R}}$  bei Uplink-ATM-Zellen heraufsetzen. Dies erfolgt jedoch je DCH und Richtung nur einmal, weil beim Vorhandensein mehrerer dringender Quittungen eine

Bündelquittung übertragen wird.

## 11.5 Quittungen in der Übertragungsphase des Schedulers

Der Quittierungsalgorithmus der Übertragungsphase legt fest, welche Quittungen in einem reservierten Zeitschlitz übertragen werden.

Bei einem DCH-Zeitschlitz entscheidet der Algorithmus zunächst, ob eine Bündelquittung (DCH-Ack-PDU) übertragen werden soll. Dies erfolgt, wenn über den DCH mehr dringende Quittungen zu übertragen sind, als in dieser Signalisierungsperiode DCH-Zeitschlitz für ihn reserviert wurden. Die Übertragung einer Bündelquittung ist je DCH und Richtung nur einmal pro Signalisierungsperiode erlaubt. Sie wird zunächst mit den dringenden Quittungen aufgefüllt. Der verbleibende Platz wird mit positiven Quittungen aufgefüllt, die reihum von den ARQ-Instanzen dieses DCHs geliefert werden. Wenn stattdessen eine DCH-PDU versendet wird, transportiert sie die dringendste ATM-Zelle sowie die dringendste Quittung.

Bei einem reservierten (gepollten) RQCH-Zeitschlitz des Uplinks wird die wichtigste Quittung des DCHs zusammen mit den dynamischen Parametern übertragen. In einem RQCH-Zeitschlitz für Zufallszugriff wird nur gesendet, wenn entsprechend Kap. 10 die Übertragung von dynamischen Parametern notwendig ist oder wenn eine Quittung zu versenden ist, deren Priorität eine bestimmte Schwelle  $P_{Ack\ RQCH}$  unterschreitet, mit sinnvollen Werten für  $P_{Ack\ RQCH}$  in der Größenordnung der maximalen Verzögerung  $\tau_{dmax}$  der getragenen Verbindungen:

$$P_{Ack} < P_{Ack\ RQCH} \quad (11.1)$$

Dies trifft stets für negative Quittungen zu, deren Prioritätswert immer negativ ist (zu interpretieren als abgelaufener Termin). Sie werden aber ohnehin in der nächsten Signalisierungsperiode durch die Basisstation gepollt. Somit hat der Wert von  $P_{Ack\ RQCH}$  einen unwesentlichen Einfluß auf das Protokollverhalten. Der eigentliche Nutzen der Quittungsübertragung mit Zufallszugriff liegt in der Behebung unvorhergesehener Protokollverklümmungen.

Wenn gleichzeitig mehrere SREJ-Quittungen zu versenden sind, erfolgt dies innerhalb einer Signalisierungsperiode zyklisch. Es wird mit der dringendsten SREJ-Quittung begonnen, die als FSREJ-Quittung ausgeprägt ist, vgl.

Abschn. 11.1.2.

## 11.6 Leistungsbewertung der Quittierungsstrategie

Die Quittierungsstrategie sowie das in Kapitel 8.3 eingeführte SR/D-ARQ-Protokoll sind parametrierbar, so daß eine Bewertung für verschiedene Parametereinstellungen basierend auf dem Simulationsmodell aus Kapitel 9 erfolgt. Die Leistung des ARQ-Protokolls wird durch die beiden Parameter *Verzögerung von ATM-Zellen*  $\tau_d$  und *Durchsatz*  $\rho$  bzw. *Signalisierungsaufwand für Quittungen*  $S_{ack}$  angegeben. Es wird der vollständige Protokollstapel mit MAC-Protokoll und Kollisionsauflösung modelliert. Die Parameter des MAC-Protokolls sind in Tabelle 11.1 zusammengestellt.

max. Anzahl Reservierungen $N_{DCH\ max}$ in Period-Ctrl-PDU	20
Längenverhältnis $r_{slot}$ von RQCH/DCH-Zeitschlitzen	0.25
Kollisionsauflösung	Gruppentest
Gruppengewicht $W$	0.8

Tabelle 11.1: Parameter des MAC-Protokolls zur Bewertung der Quittierungsstrategie

### 11.6.1 Ideales ARQ-Protokoll

Zur Bewertung der Auswirkung von Quittungsübertragungen wird ein *ideales ARQ-Protokoll* herangezogen, das Quittungen ohne Verzögerung und Belegung von Kanalkapazität überträgt. Simulationstechnisch erfolgt dies durch direkte Funktionsaufrufe zwischen Sender- und Empfängerinstanzen. Die mit dem idealen ARQ-Protokoll erreichten Übertragungsverzögerungen bilden eine theoretische Untergrenze aller mit realen ARQ-Protokollen erreichbaren Verzögerungen.

### 11.6.2 Verwerfen von ATM-Zellen beim SR/D-ARQ-Protokoll

In Kapitel 8.3.2 wurden drei Situationen beschrieben, in denen das Verwerfen von ATM-Zellen Anwendung finden kann:

1. im Sendepuffer vor dem ersten Versenden,

2. im Sendefenster nach dem ersten Versenden,
3. vorzeitiges Abbrechen des Wartens auf Wiederholungsübertragungen im Empfangspuffer.

Die Bewertung von Verwurfsverfahren erfolgt anhand des Testszenarios aus Kapitel 9.4.4 mit symmetrisch verteilter Last. Abweichend zu Tabelle 9.2 wird ein Überlastfall von 95% normiertem Gesamtangebot eingestellt. Diese hohe Last kann als repräsentativ für Phasen hohen Verkehrsaufkommens zwischen Phasen mit deutlich niedrigerem Verkehr betrachtet werden. Durch die hohe Last wird die Auswirkung des Verwerfens von ATM-Zellen besonders deutlich sichtbar.

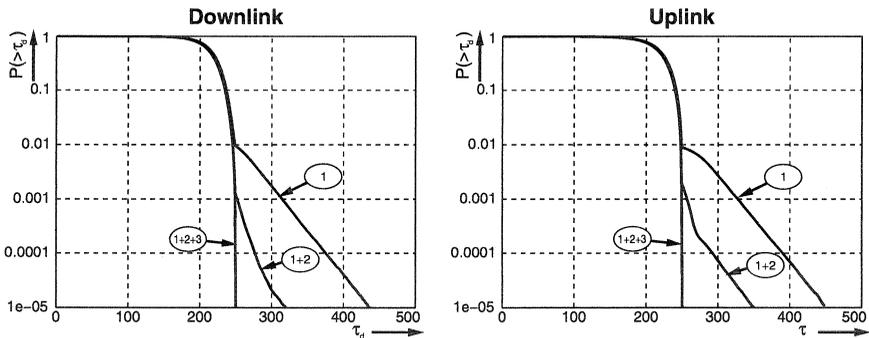


Abbildung 11.3: Komplementäre Verteilungsfunktion der Übertragungsverzögerungen  $\tau_d$  für die unterschiedlichen Verfahren des Verwerfens (Übertragungsfehler nach Gilbert-Modell aus Kap. 9.6)

Aus Abb. 11.3 und Tabelle 11.2 geht hervor, daß durch Verwerfen relativ weniger Zellen, die ihren Termin überschritten haben, der Kanal spürbar entlastet und die Dienstgüte dramatisch verbessert wird. Dies entspricht der Aussage aus Kapitel 7.2.5. Wenn gemäß Verfahren 1 und 2 in Sendepuffer und Sendefenster verworfen wird, überschreiten nur die Zellen ihren Termin, die im Empfangspuffer zu lange auf die Wiederholungsübertragung einer Zelle mit niedrigerer Laufnummer warten müssen. Nur durch Verwerfen in allen drei Situationen gemeinsam ist die strikte Einhaltung der maximal zulässigen Verzögerung  $\tau_{d,max}$  möglich. Zwar wird die Komplexität des Protokolls durch Verwerfen erhöht, jedoch führt nur das Abbrechen des

Übertragungsfehler nach Gilbert-Modell aus Kap. 9.6						
Verfahren	Downlink			Uplink		
	Verw.	$P(> \tau_{d,max})$	CLR)*	Verw.	$P(> \tau_{d,max})$	CLR)*
o. Verwerfen	4.35% <sup>**</sup>	95.65%	100%	3.14% <sup>**</sup>	96.86%	100%
1	1.55%	0.94%	2.49%	5.95%	0.90%	6.80%
1 + 2	2.09%	0.12%	2.21%	5.41%	0.17%	5.58%
1 + 2 + 3	2.08%	0%	2.08%	5.40%	0%	5.40%
Unkorrelierte Übertragungsfehler						
Verfahren	Downlink			Uplink		
	Verw.	$P(> \tau_{d,max})$	CLR)*	Verw.	$P(> \tau_{d,max})$	CLR)*
o. Verwerfen	8.07% <sup>**</sup>	91.93%	100%	5.79% <sup>**</sup>	94.21%	100%
1	2.02%	3.75%	5.77%	11.84%	1.98%	13.83%
1 + 2	3.70%	0.58%	4.28%	10.03%	0.51%	10.54%
1 + 2 + 3	3.68%	0%	3.68%	10.00%	0%	10.00%

\* Cell Loss Ratio, Zellverlust entstehen durch Verwerfen oder Terminüberschreitung

\*\*Überlauf des Sendepuffers

Tabelle 11.2: Zellverlustwahrscheinlichkeiten (Cell Loss Ratio, CLR) und Terminüberschreitungswahrscheinlichkeiten  $P(> \tau_{d,max})$  für die unterschiedlichen Verfahren des Verwerfens

Wartens auf Wiederholungsübertragungen im Empfangspuffer wegen der zusätzlichen Übertragung der Termine zu einem merklich erhöhten Signalisieraufwand. Daher wird in den weiteren Untersuchungen Verwerfen nach den Maßnahmen 1 und 2 angewendet.

Die Zellverluste (insbesondere des Uplinks) sind bei unkorrelierten Kanalfehlern trotz gleicher mittlerer Paketfehlerrate deutlich höher als bei korrelierten Kanalfehlern. Dies hat zwei Ursachen:

- Wenn ein Terminal eine Period-Ctrl-PDU nicht empfängt, kann es in der folgenden Periode ATM-Zellen weder empfangen noch versenden. Dies hat bei korrelierten Kanalfehlern verhältnismäßig geringe Auswirkungen, weil die unmittelbar folgende Kommunikation auf dem Downlink und aufgrund der TDD-Übertragung auch auf dem Uplink mit hoher Wahrscheinlichkeit ebenfalls gestört wäre. Bei unkorrelierten Kanalfehlern führt der Verlust einer Period-Ctrl-PDU zum Nichtempfang von Downlink-I-Rahmen oder zu ungenutzten Uplink-Zeitschlitz in denen eine erfolgreiche Kommunikation möglich gewesen wäre. Durch notwendige Wiederholungsübertragungen wird die Kanalauslastung erhöht.  
Beim fehlerhaften Empfang einer Period-Ctrl-PDU bewirkt der Verlust der in ihr enthaltenen Quittungen eine weitere Benachteiligung des Uplinks.
- Korrelierte Kanalfehler begünstigen den Einsatz von REJ-Quittungen als Ersatz für mehrere SREJ-Quittungen. Dadurch wird der Quittungsverkehr verringert und der Kanal entlastet.

### 11.6.3 Quittungen in der Period-Ctrl-PDU

Die Übertragung von Quittungen in der Period-Ctrl-PDU führt in Situationen, in denen einseitiger Verkehr auf dem Uplink herrscht, so daß keine Downlink-ATM-Zellen zur Huckepackübertragung von Quittungen vorliegen, zu einer Reduzierung des Quittungsverkehr. Dies wird anhand eines Testszenarios entsprechend Kapitel 9.4.4 verifiziert, wobei nur auf dem Uplink Verkehr mit einem normierten Gesamtangebot von 90% herrscht. Das gewählte Szenario zeigt die Auswirkung der Quittungsübertragung in der Period-Ctrl-PDU besonders deutlich.

In Abb. 11.4 ist die komplementäre Verteilungsfunktion der Übertragungsverzögerung  $\tau_d$  und in Tabelle 11.3 der Signalisieraufwand für

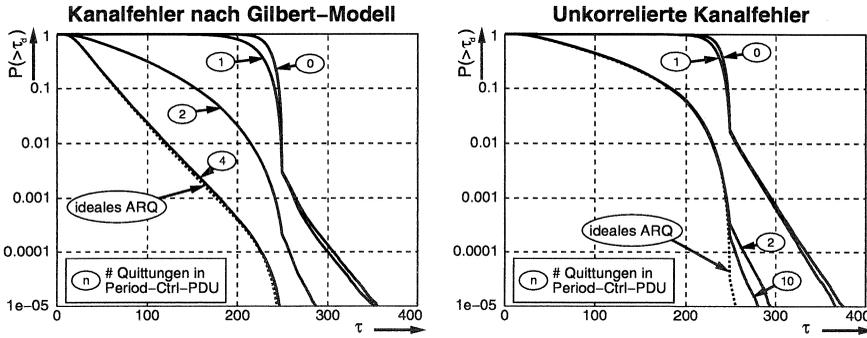


Abbildung 11.4: Auswirkungen der Quittungsübertragung in der Period-Ctrl-PDU auf die komplementäre Verteilungsfunktion der Übertragungsverzögerung  $\tau_d$  bei verschiedenen Kanalfehlermodellen

$N_{Ack-PCTRL_{max}}$	Fehlermodell	
	Gilbert	unkorreliert
	$S_{ack}$	
0	11.7%	12.7%
1	6.9%	7.9%
2	2.5%	3.6%
4	$3 \cdot 10^{-6}$	$3.2 \cdot 10^{-5}$
6	0	0
10	0	0

Tabelle 11.3: Durch Quittungsübertragung verursachte Last auf dem Downlink in Abhängigkeit der Quittungsanzahl  $N_{Ack-PCTRL_{max}}$  in der Period-Ctrl-PDU

Quittungen  $S_{ack}$  für verschiedene Kanalfehlermodelle dargestellt. Der variierte Parameter  $N_{Ack-PCTRL_{max}}$  ist die maximale Anzahl von Quittungen, die mit der Period-Ctrl-PDU versendet werden können, vgl. Tabelle 8.2. Zum Vergleich sind als Untergrenze die Verzögerungen dargestellt, die mit dem idealen ARQ-Protokoll erreicht werden und somit ihre Ursache nicht in der Quittungsübertragung haben. Es zeigt sich, daß schon die Übertragung weniger Quittungen in der Period-Ctrl-PDU den Kanal spürbar entlastet

und die Verzögerungen deutlich abnehmen. Für  $N_{Ack-PCTRL_{max}} = 6$  (so groß ist das Quittungsfeld der Period-Ctrl-PDU, vgl. Tabelle 8.2) werden keine Quittungen mehr außerhalb der Period-Ctrl-PDU übertragen ( $S_{ack}=0$ ). Die Verzögerungen entsprechen fast denen des idealen ARQ-Protokolls.

# Leistungsbewertung des Protokollstapels

Bisherige Leistungsbewertungen in dieser Arbeit wurden zur Parametrierung von einzelnen Protokollen der Sicherungsschicht durchgeführt. Dazu wurden abstrakte Simulationsszenarien verwendet, die jeweils bestimmte Grenzfälle modellieren, bei denen die Wirkung der untersuchten Systemparameter besonders deutlich hervortritt. Desweiteren wurden Systemkomponenten, die auf die untersuchten Parameter einen vernachlässigbaren Einfluß ausüben, durch einfache Modelle nachgebildet und so die Modellzuverlässigkeit und die Simulationsgeschwindigkeit gesteigert.

In diesem Kapitel wird eine Leistungsbewertung der entwickelten ATM-Funkschnittstelle unter realitätsnahen Bedingungen durchgeführt. Dazu wird das Simulationsmodell aus Kapitel 9 mit dem vollständigen Protokollstapel verwendet. Als Quellenmodell kommen die beiden realistischen Multimediaszenarien aus Kapitel 9.4.5 zum Einsatz. Dabei wird ein Modell eines fehlerfreien physikalischen Kanals verwendet, sowie die beiden Fehlermodelle aus Kapitel 9.6 mit korrelierten (Gilbert-Modell) und unkorrelierten Paketfehlern der Wahrscheinlichkeit 2.5%.

Im Zusammenhang mit der Leistungsbewertung erfolgt die Parametrierung von Systemparametern, die sowohl auf das MAC-Protokoll als auch auf das ARQ-Protokoll wirken. Da diese Wirkung zum Teil entgegengesetzt ist, kann sie nur am vollständigen Protokollstapel unter realitätsnahen Bedingungen ermittelt werden.

Falls bei einzelnen Untersuchungen nicht ausdrücklich anders erwähnt, wird die in Tabelle 12.1 zusammengestellte Parametrierung von SR/D-ARQ-Protokoll und DSA++ Protokoll verwendet.

## 12.1 Maximale Anzahl $N_{DCH\ max}$ von Reservierungen in einer Signalisierungsperiode

Der Parameter  $N_{DCH\ max}$  begrenzt die maximale Anzahl von Reservierungsnachrichten in einer Period-Ctrl-PDU (für DCH-, RQCH-Zeitschlitz

Modulus $m$ der ARQ-Laufnummer	64
max. ARQ-Fenstergröße $n$	32
Maßnahmen zum Verwerfen von ATM-Zellen	1 + 2
max. Anzahl $N_{Ack-PCTRL_{max}}$ von Quittungen in Period-Ctrl-PDU	6
max. Anzahl Reservierungen $N_{DCH_{max}}$ in Period-Ctrl-PDU	20
Längenverhältnis $r_{slot}$ von RQCH/DCH-Zeitschlitzten	0.25
Kollisionsauflösung	Gruppentest
Gruppengewicht $W$	0.8

Tabelle 12.1: Parameter von MAC-Protokoll und ARQ-Protokoll zur Bewertung des Protokollstapels der ATM-Funkschnittstelle

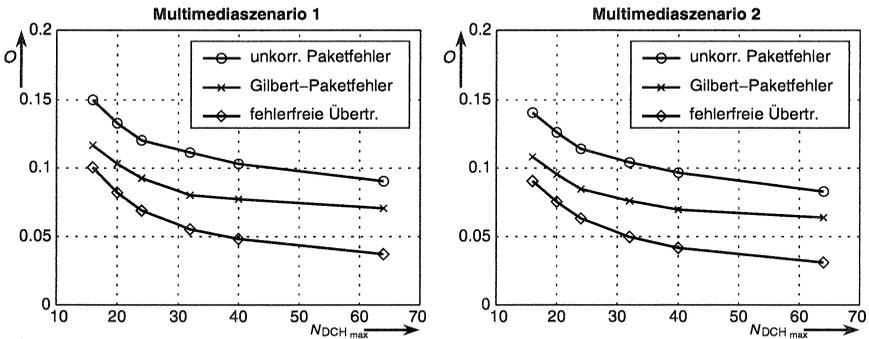


Abbildung 12.1: Protokoll-Overhead  $O$  über maximaler Anzahl von Reservierungsnachrichten  $N_{DCH_{max}}$  in einer Period-Ctrl-PDU für die Multimediaszenarien aus Kapitel 9.4.5

und Antworten auf Zufallszugriffe, Kap. 8.1, Tab. 8.2). Sein Wert ist stark vom Aufbau der Period-Ctrl-PDU abhängig. In Gleichung (8.1) wird er zu  $N_{DCH_{max}} = 30$  berechnet.

Zur Ermittlung des Einflusses von  $N_{DCH_{max}}$  auf die Systemleistung wird die Abhängigkeit vom Aufbau der Period-Ctrl-PDU vernachlässigt. Die Größe der Period-Ctrl-PDU wird somit vereinfachend als unabhängig von  $N_{DCH_{max}}$  zu  $\tau_{slot}$  festgelegt. Der Wert von  $N_{DCH_{max}}$  wird zwischen 16 und 64 variiert. Zur Verhinderung des Schließens eines ARQ-Sendefensters wird die maximale Größe des ARQ-Fenster  $N_{ARQ_{max}}$  jeweils zu  $2N_{DCH_{max}}$  und der Modulus der Laufnummern zu  $4N_{DCH_{max}}$  gesetzt.

Größere Werte von  $N_{DCH\ max}$  ermöglichen bei hohem Angebot längere Signalisierungsperioden. Dadurch wird die Häufigkeit von Period-Ctrl-PDUs herabgesetzt. Unter obiger Vereinfachung reduzieren somit große  $N_{DCH\ max}$  das Protokoll-Overhead  $O$  (definiert in Kapitel 9.1.2). Längere Signalisierungsperioden verringern desweiteren den Quittungsverkehr, weil Huckepackübertragungen wahrscheinlicher werden. In den Multimediaszenarien führen die Stapelankünfte der Videoquellen zu Phasen mit sehr hohem Angebot. Die zu erwartende starke Abhängigkeit des Protokoll-Overhead von  $N_{DCH\ max}$  wird durch die Simulationen bestätigt. In den Diagrammen der Abbildung 12.1, nimmt der Protokoll-Overhead mit steigendem  $N_{DCH\ max}$  stetig ab, wobei der Trend bei unterschiedlichem Fehlerverhalten des Kanals ähnlich verläuft. Nach Kapitel 9.1.2 werden Übertragungsfehler dem Protokoll-Overhead zugeschlagen. Durch die in Kapitel 11.6.2 erläuterten Wirkungen auf die Reservierungssignalisierung haben unkorrelierte Fehler einen drastisch destruktiveren Einfluß auf  $O$  als korrelierte Fehler. Mit steigender Periodenlänge nehmen jedoch auch korrelierte Kanalfehler zunehmend die stark destruktive Wirkung unkorrelierter Fehler an. Im zweiten Multimediaszenario ist das Protokoll-Overhead geringfügig niedriger als im ersten. Dies liegt an dem symmetrischen Verkehr der 2 Mbit/s ISDN-Primärmultiplexverbindung, bei der im Gegensatz zu den Videoverbindungen alle Quittungen huckepack übertragen werden, so daß ein geringerer Quittungsverkehr resultiert.

Kürzere Signalisierungsperioden verkürzen die Reaktionszeiten der Protokolle: Neuankünfte können eher vom ATM-Zellenscheduler berücksichtigt werden, die Auflösung von Kollisionen auf dem RQCH wird beschleunigt, und Wiederholungsübertragungen nach Übertragungsfehlern werden früher durchgeführt. Daher wirken sich große  $N_{DCH\ max}$  negativ auf die Übertragungsverzögerungen von Echtzeitdiensten aus. Besonders deutlich ist dieser Effekt bei Verbindungen der CBR-Dienstklasse zu erkennen, weil sie sehr kurze maximale Verzögerungen von 2 ms fordern. In den Diagrammen der Abbildung 12.2 nehmen die mittleren Verzögerungen  $\bar{\tau}_d$  von ATM-Zellen der CBR-Verbindungen auf Uplink und Downlink mit steigendem  $N_{DCH\ max}$  stetig zu.

Bei den Video-Verbindungen kommt es zur Überlagerung der beiden gegenläufigen Wirkungen: während der verringerte Protokoll-Overhead beim Übergang von  $N_{DCH\ max} = 16$  nach  $N_{DCH\ max} = 24$  zu kürzeren Verzögerungen führt (Abb. 12.2), nehmen sie bei weiterer Vergrößerung von  $N_{DCH\ max}$  insbesondere auf einem Kanal mit Übertragungsfehlern

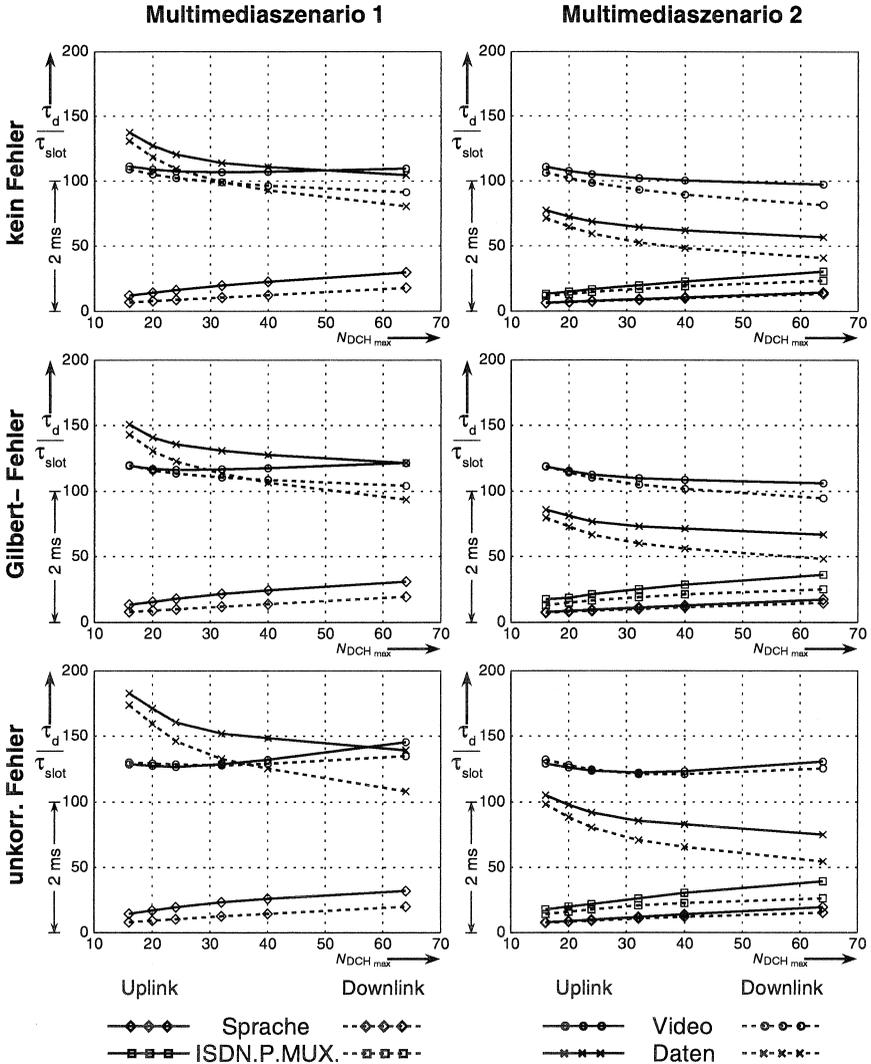


Abbildung 12.2: Mittlere Verzögerungen von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  auf Uplink und Downlink über  $N_{DCH_{max}}$

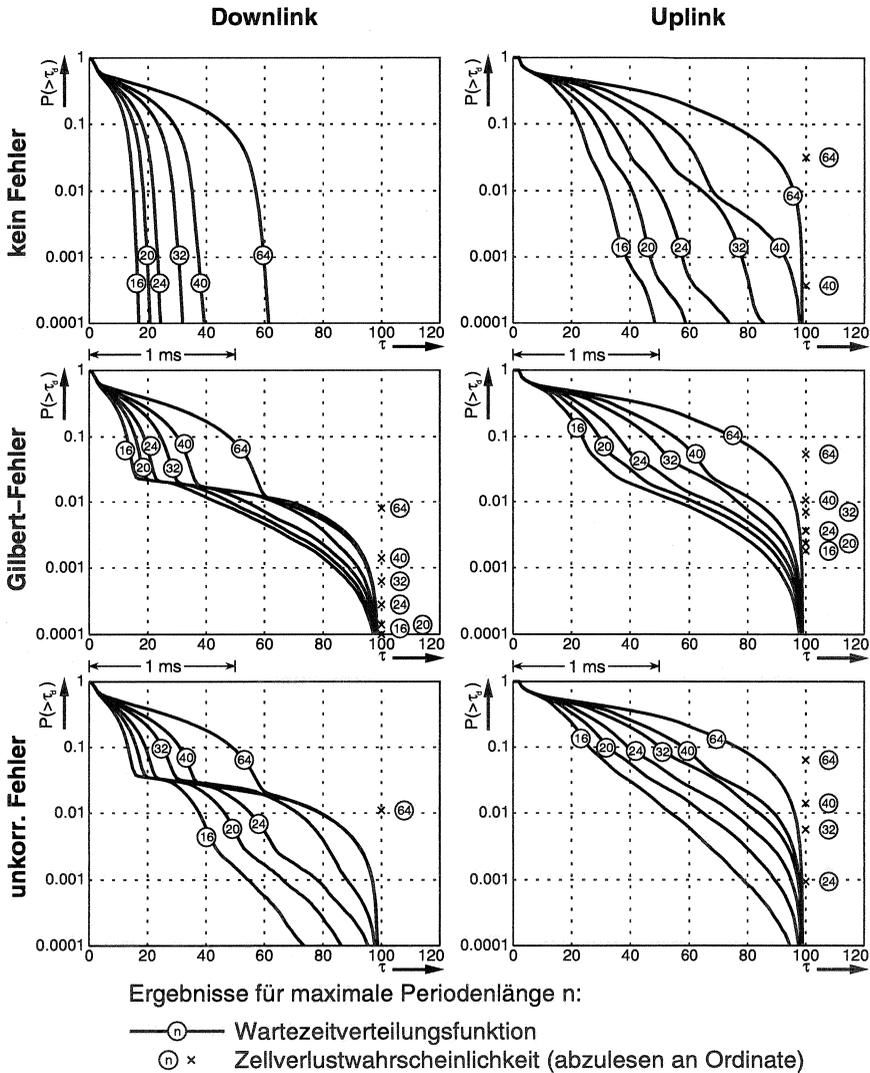


Abbildung 12.3: Komplementäre Verteilungsfunktionen der Übertragungsverzögerungen und Zellverlustwahrscheinlichkeiten der Sprachverbindungen im ersten Multimediaszenario

wieder zu.

Um die negativen Auswirkungen langer Signalisierungsperioden zu verdeutlichen, sind in der Abbildung 12.3 die komplementären Verteilungsfunktionen der Übertragungsverzögerungen und die Zellverlustwahrscheinlichkeiten der Sprachverbindungen im ersten Multimediaszenario für Uplink und Downlink sowie die drei Fehlermodelle zusammengestellt. Die Diagramme ermöglichen die folgenden Einblicke in das Systemverhalten:

- Da niedriggradige CBR-Verbindungen mit höchster Priorität behandelt werden, entstehen im fehlerfreien Fall die Verzögerungen ihrer ATM-Zellen auf dem Downlink nur durch die periodenorientierte Übertragung. Sie führt dazu, daß Neuankünften erst verzögert vom Scheduler berücksichtigt werden. Die Verzögerung kann bis zur maximalen Periodenlänge  $\approx N_{DCH\ max} \cdot \tau_{slot}$  betragen.
- Uplink-ATM-Zellen werden stets im hinteren Teil einer Signalisierungsperiode übertragen. Immer wenn auf dem Downlink die ATM-Zellen einer Stapelankunft der Videoquelle übertragen werden (in etwa 40% der Zeit), entsteht gegenüber dem Downlink eine zusätzliche Verzögerung von etwa einer maximalen Periodenlänge.
- Neueintreffende Uplink-ATM-Zellen der niedriggradigen CBR-Verbindungen treffen im Terminal immer auf einen leeren Sendepuffer. Vor ihrer Übertragung muß das Terminal über den RQCH Kapazität anfordern. Dadurch werden ihre Übertragungsverzögerungen verlängert. Durch große  $N_{DCH\ max}$  hervorgerufene lange Signalisierungsperioden führen zu langen Zugriffsverzögerungen. Bei  $N_{DCH\ max} = 32, 40, 64$  kann die geforderte maximale Verzögerung von ATM-Zellen des Sprachdienstes von 2 ms nicht eingehalten werden.
- Nach einem Übertragungsfehler erfolgt die Wiederholungsübertragung stets erst in der nächsten Signalisierungsperiode. Wenn in Phasen hohen Angebots (z.B. während der Übertragung eines Videobildes) Perioden der maximalen Länge  $\approx N_{DCH\ max} \cdot \tau_{slot}$  vorliegen, kann bei zu großen  $N_{DCH\ max}$  eine Wiederholungsübertragung nicht mehr rechtzeitig durchgeführt werden. Dies erklärt die hohen Zellverluste bei  $N_{DCH\ max} = 64$ .

Die Notwendigkeit zur garantierten Begrenzung der Übertragungsverzögerung von ATM-Zellen echtzeitorientierter Dienste ist in einem ATM-System stärker zu gewichten, als eine geringfügige Steigerung der Kanaleffizienz. Demnach muß  $N_{DCH\ max} \leq 24$  gelten. Im folgenden wird  $N_{DCH\ max} = 20$

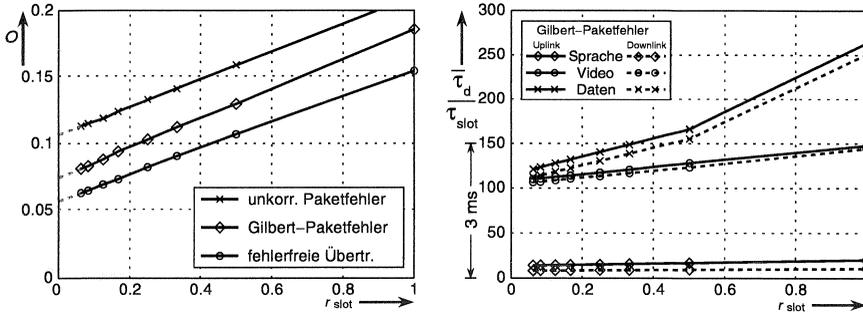


Abbildung 12.4: Protokoll-Overhead  $O$  und mittlere Verzögerungen von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  auf Uplink und Downlink (bei korrelierten Übertragungsfehlern) über Längenverhältnis  $r_{slot}$  von RQCH/DCH-Zeitschlitzzen im ersten Multimediaszenario

zugrundegelegt. Zwar erhöht dies unter obiger Vereinfachung den Protokoll-Overhead (mit  $N_{DCHmax} = 24$  könnten die CBR-Verbindungen ebenfalls getragen werden), jedoch ermöglicht die verringerte Anzahl von Reservierungsnachrichten in der Period-Ctrl-PDU die Aufnahme eines zusätzlichen kurzen Nachrichtenfeldes, um einen in realen Systemen notwendigen Signalisierkanal zu implementieren, auf dem Nachrichten z.B. für Mobilitätsverwaltung oder Netzmanagement rundgesendet werden.

## 12.2 Länge der kurzen RQCH-Zeitschlitzze

Die kurzen RQCH-Zeitschlitzze werden ausschließlich zur Übertragung von Protokollsteuerinformationen der LLC-Schicht verwendet (Kapazitätsanforderungen, Quittungen). Ihre Länge hat daher einen direkten Einfluß auf das Protokoll-Overhead  $O$ . Nach Kapitel 8.1 hängt das Längenverhältnis von kurzen RQCH- zu langen DCH-Zeitschlitzzen  $r_{slot} = \tau_{RQCH-slot} / \tau_{DCH-slot}$  stark von der Implementierung des Modems ab. Anhand des ersten Multimediaszenarios wurde der Einfluß von  $r_{slot}$  auf das Protokoll-Overhead  $O$  sowie auf die mittlere Verzögerung von ATM-Zellen  $\bar{\tau}_d$  untersucht.

Das linke Diagramm in Abbildung 12.4 zeigt einen linearen Zusammenhang zwischen  $r_{slot}$  und  $O$ . Für den in Kapitel 8.1 zugrundegelegten Wert  $r_{slot} = 0.25$  werden nahezu unabhängig vom Fehlerverhalten des Kanals

$O(r_{slot} = 0.25) - O(r_{slot} = 0) \approx 2.5\%$  der Kanalkapazität durch RQCH-Zeitschlitze belegt. Die Auswirkung des Signalisierverkehrs auf die Verzögerungen von ATM-Zellen ist im rechten Diagramm für korrelierte Kanalfehler aufgetragen. Wie zu erwarten, nehmen mit steigenden  $r_{slot}$  die Verzögerungen von ATM-Zellen von niedrigpriorisierten Datenverbindungen deutlich stärker zu, als von hochpriorisierten Sprach- und Videoverbindungen.

### 12.3 Übertragung von Kapazitätsanforderungen über den RQCH

Die Übertragung von Kapazitätsanforderungen beeinflusst die Übertragungsverzögerung von ATM-Zellen durch von ihnen selbst hervorgerufenen Signalisierverkehr und durch die verzögerte Meldung von Neuankünften an den Scheduler. Die verzögerte Meldung führt jedoch nur dann zu einer zusätzlichen Verzögerung von ATM-Zellen, wenn der Scheduler in der Basisstation von der Existenz einer dringenden Uplink-ATM-Zelle erst nach deren idealem Übertragungszeitpunkt erfährt, der durch die Bedienstrategie vorgegebenen ist<sup>1</sup>.

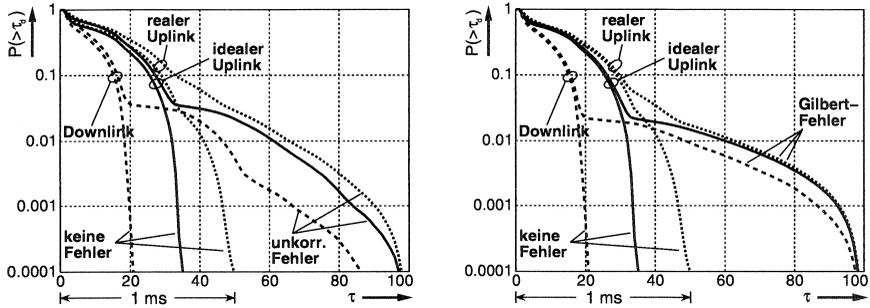
Die ideale Übertragungsreihenfolge läßt sich im Protokollsimulator realisieren, indem der Scheduler in der Basisstation durch simulationstechnische Verknüpfung direkt den Belegungszustand der Puffer in den Terminals abfragt. Damit können die durch verspätete Meldungen hervorgerufenen zusätzlichen Wartezeiten von ATM-Zellen gemessen werden.

In den Diagrammen der Abbildung 12.5 sind die Übertragungsverzögerungen der Uplink-ATM-Zellen der Sprach- und Videoverbindungen im ersten Multimediaszenario und der ISDN-Primärmultiplexverbindungen im zweiten Multimediaszenario für die beiden Fälle aufgetragen, daß der Scheduler simulationstechnisch die vollständige Kenntnis über die Pufferbelegung in Terminals hat (idealer Uplink) und daß dem Scheduler die Pufferbelegung über Signalisierung von Kapazitätsanforderungen mitgeteilt wird (realer Uplink). Zum Vergleich sind auch die Verzögerungen von Downlink-ATM-Zellen aufgetragen. Die Diagramme ermöglichen die folgenden Interpretationen:

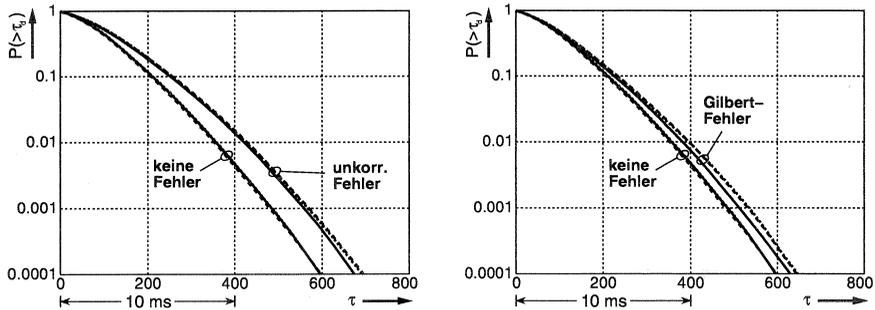
---

<sup>1</sup>Es gibt unter Zugrundelegung der vorgegebenen Bedienstrategie eine theoretische, ideale Übertragungsreihenfolge der gepufferten ATM-Zellen, die unter Verwendung der vollständigen Information über die Pufferbelegung berechnet werden kann. Im realen, verteilten System wird diese Bedienstrategie für den Uplink nur annähernd ausgeführt.

**Spracheverbindungen aus Multimediaszenario 1**



**Videoverbindungen aus Multimediaszenario 1**



**ISDN.P.MUX-Verbindungen aus Multimediaszenario 2**

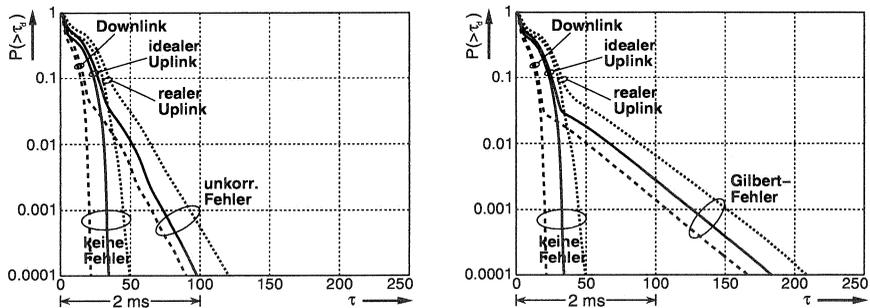


Abbildung 12.5: Vergleich der Übertragungsverzögerungen (komplementäre Verteilungsfunktionen) bei vollständiger Kenntnis der Pufferbelegungen (idealer Uplink) und bei RQCH-Signalisierung (realer Uplink)

**Sprachverbindung** (1. Multimediaszenario) Es wird deutlich, daß die Übertragung von Kapazitätsanforderungen zwar einen deutlichen, aber nicht den wesentlichen Anteil der Übertragungsverzögerungen hervorruft (abzulesen am Abstand zwischen idealer und realer Uplinkkurve). Die Verzögerungen entstehen im Wesentlichen durch die periodenorientierte Übertragung mit Uplink-Zeitschlitzten im hinteren Teil der Signalisierungsperioden. Die deterministische Zwischenankunftszeit von 6 ms der ATM-Zellen von Sprachverbindungen ist länger als ihre maximal zulässige Verzögerung  $\tau_{dmax}=2$  ms. Daher muß für jede Uplink-Zelle Kapazität über den RQCH angefordert werden. Daß die Übertragung von Kapazitätsanforderungen dennoch nur unwesentlich zur Übertragungsverzögerung beiträgt, ist auf den auf Geschwindigkeit optimierten RQCH-Zugriff zurückzuführen.

**ISDN-Primärmultiplexverbindung** (2. Multimediaszenario) Die Verzögerungen der ATM-Zellen dieser 2 Mbit/s CBR-Verbindung entstehen ähnlich wie bei den niedriggradigen Sprachverbindungen, so daß dieselbe Wirkung der Übertragung von Kapazitätsanforderungen auftritt. Die höheren Verzögerungen treten durch wiederholte fehlerhafte Übertragungen auf, wobei aufgrund des höheren  $\tau_{dmax} = 5$  ms im Gegensatz zur Sprachverbindung das Verwerfen von Zellen im dargestellten Wertebereich keine Rolle spielt.

**Videoverbindung** (1. Multimediaszenario) Alle ATM-Zellen einer Stapelankunft einer Videoverbindung haben denselben Termin und werden zusammenhängend bedient. Dabei werden sie nur unterbrochen von ATM-Zellen der Sprachverbindungen, von der MAC-Signalisierung und von Quittungen. Die Signalisierung von Kapazitätsanforderungen zu Beginn eines Stapels hat ebenso wie die periodenorientierte Übertragung einen untergeordneten Einfluß auf die Übertragungsverzögerungen. Daher liegen in Abbildung 12.5 alle drei Kurven für Downlink, idealen und realen Uplink für alle drei Fehlermodelle nahezu aufeinander.

## 12.4 Verzögerungen von ATM-Zellen durch Quittierung

Die Leistungsbewertung schließt ab mit einer Gegenüberstellung der Übertragungsverzögerungen des SR/D-ARQ-Protokolls mit der theoretischen

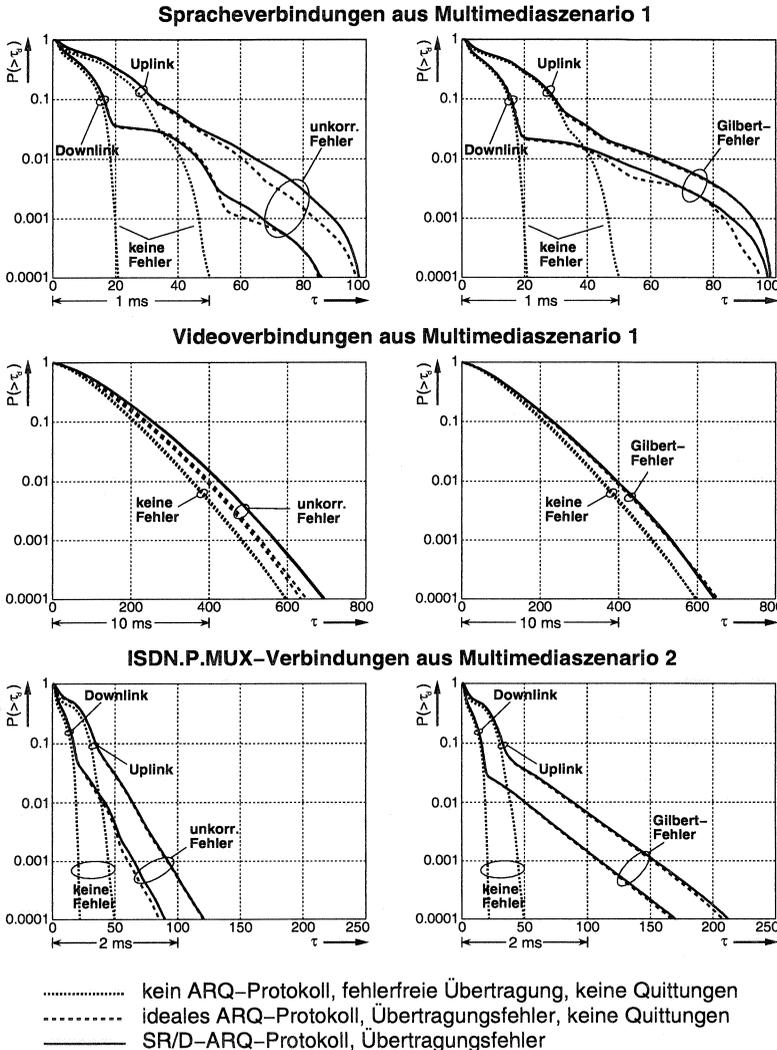


Abbildung 12.6: Vergleich der Übertragungsverzögerungen (komplementäre Verteilungsfunktionen) bei fehlerfreier Übertragung und keinem ARQ-Protokoll, bei Übertragungsfehlern und dem idealen bzw. dem SR/D ARQ-Protokoll

Untergrenze der mit realen ARQ-Protokollen erreichbaren Verzögerungen, die durch das ideale ARQ-Protokoll aus Kapitel 11.6.1 gegeben wird. In Abbildung 12.6 sind die komplementären Wartezeitverteilungsfunktionen für die Sprach- und Videoverbindungen im ersten Multimediaszenario und der ISDN-Primärmultiplexverbindungen im zweiten Multimediaszenario aufgetragen. Zum Vergleich sind die Wartezeiten bei fehlerfreier Übertragung und keinem ARQ-Protokoll (und damit keiner Quittierung) aufgetragen. Die Diagramme geben Anlaß zu folgenden Interpretationen:

- Für die hochpriorisierten Sprachverbindungen liefert das SR/D-ARQ-Protokoll geringfügig höhere Verzögerungen als das ideale ARQ-Protokoll. Beim SR/D-ARQ-Protokoll erfolgt eine Wiederholung einer fehlerhaften ATM-Zelle erst nach vorheriger negativer Quittierung. Ein Verlust der Quittung aufgrund eines Übertragungsfehlers verzögert die Wiederholung der ATM-Zelle. Beim idealen ARQ-Protokoll hingegen erfolgt die Aufforderung zur Wiederholungsübertragung stets fehlerfrei.
- Bei der ISDN-Primärmultiplexverbindung führt ein Verlust einer negativen Quittung ebenfalls zu einer Verzögerung der Wiederholung der mit der Quittung verknüpften ATM-Zelle, jedoch ist dieser Effekt wegen der längeren maximalen Verzögerung von 5 ms weniger ausgeprägt als bei der Sprachverbindung mit 2 ms. In den Diagrammen liegen die Kurven für das SR/D- und das ideale ARQ-Protokoll fast aufeinander.
- Aufgrund der Stapelankunft der Videoquelle treten deren ATM-Zellen und ihre Quittungen unmittelbar miteinander in Konkurrenz. Ein hoher Quittungsverkehr wirkt daher verlängernd auf die Verzögerungen von ATM-Zellen. Während sich der Quittungsverkehr bei Gilbert-Fehlern noch nicht negativ bemerkbar macht und die Kurven für das SR/D- und das ideale ARQ-Protokoll aufeinander liegen, sind bei unkorrelierten Fehlern die Verzögerungen durch das SR/D-ARQ-Protokoll um etwa 10% länger als beim idealen ARQ-Protokoll. Allerdings wird die maximale Verzögerung von 30 ms bei weitem nicht erreicht.

Zusammenfassend läßt sich feststellen, daß das SR/D-ARQ-Protokoll in Zusammenarbeit mit der Quittierungsstrategie eine schnelle Anforderung von Wiederholungen fehlerhaft übertragener ATM-Zellen durchführt. Wiederholungsübertragungen werden nicht unnötig verzögert, so daß Verzögerungen

fast ausschließlich aus den Übertragungseigenschaften des physikalischen Kanals resultieren. Der Quittungsverkehr ist für die hochpriorisierten Echtzeitdienste vernachlässigbar.

# Zusammenfassung und Ausblick

Das Ziel dieser Arbeit war die Entwicklung und Bewertung von Protokollen für eine ATM-Funkschnittstelle eines lokalen Multimediafunknetzes. Die wesentliche Anforderung dabei war, daß sich die Funkübertragungsstrecke transparent in ein ATM-Netz einfügen muß. Es wurde ein Lösungsansatz gewählt, der eine Funkzelle des zellularen Funknetzes isoliert betrachtet und als verteilten ATM-Multiplexer interpretiert. Diese Vorgehensweise ermöglicht die analytische Herleitung von Bedienstrategien zur Steuerung der Übertragung von ATM-Zellen, mit denen die in ATM-Netzen übliche Dienstgüte garantiert werden kann. Die Analyse hat gezeigt, daß an der Funkschnittstelle Bedienstrategien erforderlich sind, welche verbindungspezifisch die Wartezeit von ATM-Zellen minimieren. Desweiteren wurden gezeigt, daß das Verwerfens veralteter Zellen die Wartezeiten der nachfolgenden Zellen verkürzt. Es wurde ein Protokollstapel für die Funkschnittstelle entwickelt, der die durch die Bedienstrategie vorgegebene Übertragungsreihenfolge konsequent umsetzt. Diese Vorgehensweise entspricht derjenigen, die bei der Entwicklung moderner Hochleistungs-ATM-Vermittlungsstellen des Festnetzes erfolgreich eingesetzt wird.

Der Protokollstapel erfüllt zwei Aufgaben: er koordiniert mit Hilfe eines Kanalzugriffsprotokolls die Übertragung über den physikalischen Kanal, und erhöht durch dienstklassenspezifische Fehlersicherungsverfahren die Übertragungsgüte auf das von den Anwendungen geforderte Maß.

Als Kernproblem des Kanalzugriffsprotokolls wurde die Signalisierung der verbindungspezifischen Belegungszustände von Sendepuffern in Terminals an die Basisstation identifiziert. Dabei müssen die Zugriffsverzögerungen auf einen durch den getragenen Dienst vorgegebenen Wert begrenzt werden. Eine entscheidende Rolle spielen dabei Zufallszugriffsprotokolle, die den Terminals den spontanen Zugriff auf den Kanal zur Signalisierung von Neuankünften ermöglichen. Der neue Gruppentest-Algorithmus, der die hohe Effizienz von Splittingalgorithmen mit der garantierten maximalen Zugriffsverzögerung von Pollalgorithmen verbindet, wurde entwickelt und ma-

thematisch und stochastisch analysiert.

Bei der Entwicklung geeigneter Fehlersicherungsverfahren mußten zwei Probleme bewältigt werden. Das Verwerfen von ATM-Zellen erfordert Mechanismen zum vorzeitigen Abbrechen der automatischen Wiederholung gestört übertragener Blöcke. Dazu wurde ein neues *Selective-Reject-with-Discarding* (SR/D) ARQ-Protokoll<sup>1</sup> entwickelt und auf Stabilität und Leistungsfähigkeit untersucht. ATM-Zellen von Echtzeitdiensten müssen innerhalb vorgegebener Zeitspannen quittiert werden, um bei Übertragungsfehlern noch rechtzeitig Wiederholungsübertragungen durchführen zu können. Dazu wurde eine Quittierungsstrategie entwickelt, die im Zusammenspiel mit der Bedienstrategie die Belegung von Kanalkapazität durch Quittierung steuert. Zur Bewertung des Protokollstapels unter realitätsnahen Rahmenbedingungen wurde ein stochastisches Simulationsmodell implementiert, das die Anwendungsprozesse und die Eigenschaften der Funkübertragung mit Hilfe geeigneter Modelle nachbildet. Die Bewertung erfolgte anhand einer detaillierten Modellierung der Protokolle. Es wurde nachgewiesen, daß der Protokollstapel eine hinreichend exakte Ausführung der Bedienstrategie ermöglicht. Damit kann auf dem betrachteten Mobilfunkkanal eine ATM-Übertragung mit der geforderten Dienstgüte durchgeführt werden. Die Leistungsbewertung hat ergeben, daß der interne Signalisierverkehr des Protokollstapels deutlich weniger als 10% der Kanalkapazität belegt. Die Zugriffsverzögerungen des MAC-Protokolls liegen weit unter den kritischen maximalen Übertragungsverzögerungen der getragenen Dienste.

Ein großer Teil der Ergebnisse dieser Arbeit wurde von der Standardisierung aufgegriffen. Die Realisierbarkeit des entwickelten Protokollstapels wird derzeit in mehreren nationalen und Europäischen Forschungsprojekten durch den Bau von Systemdemonstratoren gezeigt.

Zur Realisierung ATM-basierter, schnurloser Kommunikationssysteme sind weiterführende Arbeiten notwendig. Dabei muß die in dieser Arbeit zugrundegelegte isolierte Betrachtung einzelner Funkzellen aufgegeben werden, um Auswirkungen von Interferenzen aus Gleichkanalzellen zu berücksichtigen. Gerade in privaten Systemen wie dem HIPERLAN Typ 2, für das ein unlizenzierter Frequenzband vorgesehen ist, werden Verfahren zur dynamischen Kanalvergabe benötigt, die die Belegung von Funkbetriebsmitteln durch physikalische Kanäle steuern. Eine effiziente Ausschöpfung des verfügbaren Frequenzspektrums erfordert dabei die dynamische Auswertung der

---

<sup>1</sup>Automatic Repeat Request

Interferenz- und Verkehrssituation. Die in dieser Arbeit gefundenen Konzepte definieren klare Randbedingungen für derart weiterführende Studien.

## ABKÜRZUNGSVERZEICHNIS

---

<b>AAL</b>	ATM Adaptation Layer
<b>ABR</b>	Available Bit Rate
<b>ARQ</b>	Automatic Repeat Request
<b>ATM</b>	Asynchronous Transfer Mode
<b>B-FRA</b>	Broadband Fixed Radio Access
<b>BER</b>	Bit Error Ratio
<b>BIS</b>	Blocking Identifier Splitting
<b>BRAN</b>	Broadband Radio Access Network
<b>BSC</b>	Base Station Controller
<b>BS</b>	Base Station
<b>CAC</b>	Connection Admission Control
<b>CBR</b>	Constant Bit Rate
<b>CCITT</b>	Consultative Committee on Telegraphy and Telephony
<b>CDF</b>	Complementary Distribution Function
<b>CDV</b>	Cell Delay Variation
<b>CD</b>	Collision Detection
<b>CEP</b>	Connection End Point
<b>CER</b>	Cell Error Ratio
<b>CLNS</b>	Connectionless Network Service
<b>CLP</b>	Cell Loss Priority
<b>CLR</b>	Cell Loss Ratio
<b>CMR</b>	Cell Misinsertion Ratio
<b>CNCL</b>	Communication Network Class Library
<b>CONS</b>	Connection Oriented Network Service
<b>CPCS</b>	Common Part Convergence Sublayer
<b>CRC</b>	Cyclic Redundancy Check
<b>CRP</b>	Collision Resolution Period
<b>CS</b>	Convergence Sublayer
<b>CTD</b>	Cell Transfer Delay
<b>DCH</b>	Data Channel
<b>DD</b>	Due Date
<b>DLC</b>	Data Link Control
<b>DSA</b>	Dynamic Slot Assignment

<b>DSMA</b>	Data Sense Multiple Access
<b>EDD</b>	Earliest Due Date First
<b>ETSI</b>	European Telecommunications Standards Institute
<b>FCFS</b>	First Come First Serve
<b>FCS</b>	Frame Check Sequence
<b>FDM</b>	Frequency Division Multiplex
<b>FEC</b>	Forward Error Correction
<b>FSREJ</b>	First Selective Reject
<b>GCCH</b>	Global Control Channel
<b>GFC</b>	Generic Flow Control
<b>GIST</b>	Graphical Interactive Simulation Result Tool
<b>GT</b>	Group Test
<b>HDLC</b>	High level Data Link Control procedure
<b>HEC</b>	Header Error Control
<b>HIPERACCESS</b>	HIgh PERFORMANCE radio ACCESS network
<b>HIPERLAN</b>	HIgh PERFORMANCE radio LAN
<b>HIPERLINK</b>	HIgh PERFORMANCE radio LINK
<b>ICI</b>	Interface Control Information
<b>IP</b>	Internet Protocol
<b>ISDN</b>	Integrated Services Digital Network
<b>ISO</b>	International Standardizations Organization
<b>ITU</b>	International Telecommunications Union
<b>LAN</b>	Local Area Network
<b>LAP</b>	Link Access Protocol
<b>LLC</b>	Logical Link Control
<b>LRE</b>	Limited Relative Error
<b>MAC</b>	Medium Access Control
<b>MBS</b>	Mobile Broadband System
<b>MLE</b>	Mobile Link Entity
<b>MSC</b>	Message Sequence Chart
<b>MS</b>	Mobile Station
<b>NNI</b>	Network Node Interface
<b>NONPRE</b>	non preemptive
<b>NRT</b>	non real-time
<b>OAM</b>	Operation, Administration, and Maintenance
<b>OFDM</b>	Orthogonal Frequency Division Modulation
<b>ORU</b>	Optimized Relative Urgency
<b>OSI</b>	Open Systems Interconnection

<b>PCM</b>	Pulse Code Modulation
<b>PDO</b>	Packet Data Optimized
<b>PDU</b>	Protocol Data Unit
<b>PT</b>	Payload Type
<b>RACH</b>	Random Access Channel
<b>REJ</b>	Reject
<b>RM</b>	Resource Management
<b>RNR</b>	Receive Not Ready
<b>RQCH</b>	Request Channel
<b>RR</b>	Receive Ready
<b>RT</b>	real-time
<b>RU</b>	Relative Urgency
<b>SAP</b>	Service Access Point
<b>SAR</b>	Segmentation and Reassembly
<b>SDH</b>	Synchronous Digital Hierarchy
<b>SDU</b>	Service Data Unit
<b>SIMCO</b>	Simulation of Mobile Communications
<b>SP</b>	Service Primitive
<b>SR/D</b>	Selective Reject with Discarding
<b>SREJ</b>	Selective Reject
<b>SR</b>	Selective Repeat
<b>SSCOP</b>	Service Specific Connection Oriented Protocol
<b>SSCS</b>	Service Specific Convergence Sublayer
<b>STDM</b>	Synchronous Time Division Multiplex
<b>TDD</b>	Time Division Duplex
<b>TDMA</b>	Time Division Multiple Access
<b>TETRA</b>	Trans European Trunked Radio
<b>TRX</b>	Transceiver
<b>UBR</b>	Unspecified Bit Rate
<b>UIS</b>	Unblocking Identifier Splitting
<b>UNI</b>	User Network Interface
<b>UPC</b>	Usage Parameter Control
<b>VBR</b>	Variable Bit Rate
<b>VCC</b>	Virtual Channel Connection
<b>VCI</b>	Virtual Channel Identifier
<b>VC</b>	Virtual Channel
<b>VPI</b>	Virtual Path Identifier
<b>W-ATM</b>	Wireless ATM

<b>W-LAN</b>	Wireless Local Area Network
<b>WT</b>	Wireless Terminal
<b>WWW</b>	World Wide Web

## QUELLENVERZEICHNIS

---

- [1] *Annual Report, March 1994 – July 1996*. Communication Networks, Aachen University of Technology, 1996.
- [2] *Broadband network teletraffic (performance evaluation and design of broadband multiservice networks - final report of action cost 242)*, 1996.
- [3] IEEE 802.11. *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*. Draft standard, IEEE, New York, July 1995.
- [4] A. Acampora. *Wireless ATM: A perspective on issues and prospects*. IEEE Personal Communications Magazine, 3(4):8–17, August 1996.
- [5] A. Acampora and M. Naghshineh. *An Architecture and Methodology for Mobile-Executed Handoff in Cellular ATM Networks*. IEEE J. Selected Areas in Communications, 12(8):1365–1375, October 1994.
- [6] J. Adams. *Relationship between ABR and MAC protocols*. Technical Report 96-1040, ATM-Forum, August 1996.
- [7] M. Adrian. *Funktionen und graphische Benutzeroberfläche für ein Werkzeug zur Analyse von Kommunikationsprotokollen*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Dezember 1994.
- [8] P. Agrawal, E. Hyden, P. Krzyzanowski, P. Mishra, M. Srivastava, and J. Trotter. *SWAN: A Mobile Multimedia Wireless Network*. IEEE Personal Communications Magazine, 3(2):18–33, April 1996.
- [9] J. Ala-Laurila and G. Awater. *The Magic WAND – Wireless ATM Network Demonstrator System*. In *ACTS Mobile Summit '97*, Aalborg, Denmark, October 1997.
- [10] J. Aldis et al.. *Magic Into Reality, Building the Magic WAND Modem*. In *ACTS Mobile Summit '97*, Aalborg, Denmark, October 1997.

- [11] J. Angelopoulos and G. Stassinopoulos. *A proposal for the support of ABR services in HFC*. Technical report, IEEE P802.14 WG, June 1996.
- [12] C. Apostolas, R. Tarazolli, and B. Evans. *Wireless ATM LAN*. In *PIMRC'95*, pages 773–777, Toronto, Canada, September 1995.
- [13] J. Bücken. *Entwicklung und Leistungsbewertung eines Kanalzugriffsverfahrens mit dynamischer Frequenzvergabe für ein mobiles Breitbandsystem*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Oktober 1994.
- [14] D. Bertsekas and R. Gallager. *Data Networks*. Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ, 1987.
- [15] S. Böhmer. *Entwurf eines ATM-basierten Funknetzes und Software-Entwurfsmethodik zur Implementierung*. Doktorarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Aachener Beiträge zur Mobil- und Telekommunikation, Band 5, 1996.
- [16] M. Bornheim. *Untersuchung von Kanalzugriffsverfahren mit dynamischer Kanalvergabe für mobile ATM-Netze*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1995.
- [17] BRAN Project. *Broadband Radio Access Networks (BRAN): Terms of References*. Technical report, ETSI, 1997.
- [18] J. Brázio, J. Sobrinho, and Belo C.. *Radio channel resource allocation strategies for variable bit rate packet video*. In *RACE Mobile Workshop*, Amsterdam, NL, May 1994.
- [19] I.N. Bronstein und K.A. Semendjajew. *Taschenbuch der Mathematik*. B.G. Teubner Verlag, Leipzig, 24. Auflage, 1989.
- [20] C. Brunner. *Analytische und simulative Untersuchung eines prioritätengesteuerten Kanalzugriffsprotokolls für mobile ATM-Netze*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Januar 1996.
- [21] J. I. Capetanakis. *Tree Algorithms for Packet Broadcast Channels*. *IEEE Trans. Inform. Theory*, 25(5):319–329, 1979.
- [22] O. Casals, J. Garcia, and C. Blondia. *A Medium Access Control Protocol for an ATM Access Network*. In *Proc. of 5th Int. Conf. on*

- Data Comm. Syst. and their Performance*, Raleigh, North Carolina (USA), October 1993.
- [23] C. Ciotti. *The AC006 MEDIAN Project, an Overview and State of the Art*. In *ACTS Mobile Communications Summit*, November 1996.
- [24] J. Cosmas and A. Odinma-Okafor. *Characterisation of variable bit rate video codecs in ATM to a geometrically modulated deterministic process model*. In *Proc. 13th Int. Teletraffic Congr. (ITC)*, pages 773–780, 1991.
- [25] D. Daecke. *Analytische Untersuchung eines schnellen Kollisionsauflösungsalgorithmus für das Zugriffsprotokoll einer ATM-Funkschnittstelle*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Januar 1997.
- [26] DAVIC. *DAVIC 1.3 Specification Part 8: Lower Layer Protocols and Physical Interfaces*. Technical Report Rev. 6.2, DAVIC, 1997.
- [27] B. Deselaers. *Struktur und Protokolle der Sicherungsschicht für eine mobile Erweiterung von ATM-Netzen unter Berücksichtigung von Multilink-Übertragung und Handover*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Oktober 1995.
- [28] M. Dinis, V. Lagarto, M. Prögler, and J. Zubrzycki. *SAMBA – A Step to bring MBS to the People*. In *ACTS Mobile Summit '97*, pages 495–500, October 1997.
- [29] R. Dinis and A. Gusmão. *Adaptive Serial OQAM-Type Receivers for Mobile Broadband Communications*. In *IEEE 45th Vehicular Technology Conference*, pages 200–205, July 1995.
- [30] R. Dinis, A. Gusmão, and J. Fernandes. *Performance Evaluation of Equalisation/Diversity Schemes for MBS*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, pages 230–235, Cascais, P, November 1995.
- [31] Y. Du, D. Evans, S. N. Hulyalkar, and D. Petras. *System Architecture of a Home Wireless ATM Network*. In *ICUPC'96*, Cambridge, MA, September 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [32] K.Y. Eng et al.. *BAHAMA: A Broadband Ad-Hoc Wireless ATM*

- Local-Area Network*. In *ICC'95*, pages 1216–1223, Seattle, USA, June 1995.
- [33] K.Y. Eng, M.J. Karol, M. Veeraraghavan, E. Ayanoglu, C.B. Woodworth, P. Pancha, and R.A. Valenzuela. *A Wireless Broadband Ad-Hoc ATM Local Area Network*. *Wireless Networks*, 1(1):161–174, 1995.
- [34] V. Engels. *Multiträgerkonzepte für eine terrestrische 40MBit/s-Datenfunkübertragung*. Doktorarbeit, TU Braunschweig, 1997.
- [35] T. Farnham. *Reasons for Supporting Peer-to-peer Connections in Wireless ATM*. Technical Report WAG4-J, ETSI RES10, 1996.
- [36] L. Fernandes. *Developing a System Concept and Technologies for Mobile Broadband Communications*. *IEEE Personal Communications*, 2(1):54–59, February 1995.
- [37] L. Fernandes. *R2067-MBS: A System Concept and Technologies for Mobile Broadband Communication*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, Cascais, P, November 1995.
- [38] F. Fitzek. *Ermittlung einer optimalen Parametrierung eines Zugriffssprotokolls für eine ATM-Funkschnittstelle basierend auf Simulationen*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1996.
- [39] F. Fitzek. *Simulative und analytische Untersuchung eines Kanalzugriffssprotokolls einer ATM-Funkschnittstelle unter den Randbedingungen einer späteren Implementierung in einem Demonstrator*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Mai 1996.
- [40] F. Schreiber. *Stochastische Simulationstechnik*. Vorlesung an der RWTH Aachen, 1996.
- [41] R. Gallager. *A Perspective on Multiaccess Channels*. *IEEE Trans. Inform. Theory*, 31:124–142, 1985.
- [42] R. G. Gallager. *Conflict resolution in random access broadcast networks*. In *Proc. AFOSR Workshop Communication Theory and Applications*, pages 74–76, Provincetown, MA, September 1978.
- [43] C. Garburg. *Entwicklung und Leistungsbewertung eines ARQ-Protokolls für eine mobile Erweiterung von ATM-Netzen unter Berücksich-*

- tigung von Multichannel-Übertragung und Macro-Diversity*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, März 1995.
- [44] E. N. Gilbert. *Capacity of a burst-noise channel*. Bell System Techn. Journal, 39:1253–1266, September 1960.
- [45] P.E. Gill, W. Murray, and M.H. Wright. *Practical Optimization*. Academic Press, 1981.
- [46] D.-J. Goodman. *Cellular Packet Communications*. IEEE Trans. on Communications, 38(8):1272–1280, August 1990.
- [47] D.-J. Goodman. *Trends in Cellular and Cordless Communications*. IEEE Communications Magazine, 29(6):31–40, June 1991.
- [48] D.-J. Goodman and S.-X. Wei. *Efficiency of Packet Reservation Multiple Access*. IEEE Trans. on Vehicular Technology, 40(1):170–176, February 1991.
- [49] B. Hajek and T. van Loon. *Decentralized dynamic control of a multi-access broadcast channel*. IEEE Trans. Automat. Contr., 27:559–569, 1982.
- [50] R. Händel, M.-N. Huber, and S. Schröder. *ATM Networks: Concepts, Protocols, Applications*. Addison-Wesley, 1994.
- [51] A. Hück. *Entwicklung und Leistungsbewertung von Handoveralgorithmen für mobile Breitband Kommunikationssysteme*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1994.
- [52] J. Heinhold und K.-W. Gaede. *Ingenieur-Statistik*. Oldenbourg Verlag, München, Wien, 4. Auflage, 1979.
- [53] T. Henderson. *Design principles and performance analysis of SSCOP: a new ATM Adaptation protocol*. Computer Communication Review, 25(2):47–59, April 1995.
- [54] R. Henschkowski. *Leistungsbewertung des Protokollstapels an einer ATM-Funkschnittstelle unter besonderer Berücksichtigung des Zusammenwirkens von MAC- und ARQ-Protokollen*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Januar 1996.
- [55] A. Hettich. *Entwicklung und Leistungsbewertung eines Selective-Repeat-Automatic-Repeat-Request (SR-ARQ) Protokolls für transpa-*

- renten, mobilen ATM-Zugriff. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Januar 1996.
- [56] P. Humblet, S. Héthuin, and L. Ramel. *A Multiaccess Protocol for high-speed WLAN*. In *IEEE 46th Vehicular Technology Conference*, pages 257–261, April 1996.
- [57] H. Hußmann. *Mobile Broadband System (MBS) – System Architecture*. In *Fourth Winlab workshop on third generation wireless information networks*, East Brunswick, N.Y., U.S.A., October 1993. Rudgers University.
- [58] J. Immonen, J-M. Romann, and D. Plassmann. *Requirements and Protocol Architecture for MBS access to ATM network*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, pages 324–328, Cascais, P, November 1995.
- [59] ISO. *Standard ISO 6256: HDLC – High level data link control*.
- [60] ITU-T. *Recommendation I.356: B-ISDN ATM Layer Cell Transfer Performance*, 1993.
- [61] ITU-T. *Recommendation I.363: B-ISDN ATM Adaptation Layer Specification*, 1993.
- [62] ITU-T. *Recommendation I.371, Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN*, 1993.
- [63] ITU-T. *Recommendation I.413, B-ISDN User-Network Interface*, 1993.
- [64] ITU-T. *Recommendation Q.2110: B-ISDN ATM Adaptation Layer – Service Specific Connection Oriented Protocol (SSCOP)*, 1993.
- [65] J.-R. Jackson. *Queues with a dynamic priority discipline*. *Management Science*, 8(1):18–34, 1960.
- [66] N.K. Jaiswal. *Priority Queues*. Academic Press, New York/London 1968, 1968.
- [67] M. Junius und C. Görg. *Ein Programmpaket zur ereignisgesteuerten Simulation in C++*. In: *Messung, Modellierung und Bewertung von Rechen- und Kommunikationssystemen*, März 1993.

- [68] M. Karol, Z. Haas, and C. Woodworth. *Distributed-Queueing Request Update Multiple Access (DQRUMA) for Wireless Packet (ATM) Networks*. In *ICC '95*, pages 1224–1231, Seattle, USA, June 1995.
- [69] M.J. Karol, Y Liu, and K.Y. Eng. *An efficient demand-assignment multiple access protocol for wireless packet (ATM) networks*. *Wireless Networks*, 1(2):267–279, 1995.
- [70] H. Kerner. *Rechnernetze nach OSI*. Addison-Wesley, München, 1993.
- [71] H. Kist. *Leistungsanalyse von Quality of Service Control Mechanismen an der ATM-Funkschnittstelle*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Mai 1996.
- [72] H. Kist and D. Petras. *Service Strategy for VBR Services at an ATM Air Interface*. In *EPMCC'97*, Bonn, Germany, September 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [73] Leonard Kleinrock. *Queueing Systems – Theory*, volume 1. Wiley-Interscience, New York, NY, 1975.
- [74] Leonard Kleinrock. *Queueing Systems – Computer Applications*, volume 2. Wiley-Interscience, New York, NY, 1976.
- [75] Donald E. Knuth. *The T<sub>E</sub>Xbook*, volume A. Addison-Wesley, 1986.
- [76] H. Kopka. *L<sup>A</sup>T<sub>E</sub>X: Eine Einführung*. Addison-Wesley, Bonn, 4. Auflage, 1993.
- [77] A. Krämling. *Simulative und analytische Untersuchung eines Kanalzugriffsprotokolls mit schneller Kollisionsauflösung für mobile ATM-Netze unter Berücksichtigung von verzögertem Feedback*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, März 1996.
- [78] T. Kürten. *InterViews Tutorial Introduction Guide for beginners*. Technical report, Technische Universität München, Fakultät für Informatik, December 1993.
- [79] T. Kwok. *A Vision for Residential Broadband Services: ATM-to-the-Home*. *IEEE Network*, pages 14–28, October 1995.
- [80] T. Kwok. *Residential Broadband Internet Service and Applications Requirements*. *IEEE Communications Magazin*, 35(6):76–83, June 1997.

- [81] O. Kyas. *ATM Netzwerke*, Band 3. Auflage. DATACOM, 1996.
- [82] Ch. Lamare. *Performance Evaluation of Admission Control and Dynamic Channel Allocation in Micro- and Pico-cellular Networks using Packet Access*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, May 1995.
- [83] M. Linton, P. Calder, J. Interrante, S. Tang, and J. Vlissides. *InterViews Reference Manual Version 3.1*. Technical report, Board of Trustees of the Leland Stanford Junior University, December 1992.
- [84] H.-D. Lüke. *Signalübertragung: Grundlagen der digitalen und analogen Nachrichtenübertragungssysteme*. Springer, Berlin, Heidelberg, 5. Auflage, 1992.
- [85] B. Maglaris, D. Anastassiou, P. Sen, G. Karlsson, and J. Robbins. *Performance Models of Statistical Multiplexing in Packet Video Communications*. IEEE Transactions on Communications, COM-36, 7:834-844, July 1988.
- [86] J. L. Massey. *Collision-Resolution Algorithms and Random Access Communications*. Los Angeles; University of California, 1980. Report UCLA-END-8016.
- [87] P. Mathys and P. Flajolet. *Q-ary Collision Resolution Algorithm in Random Access Systems with Free or Blocked Channel Access*. IEEE Trans. Inform. Theory, 31:217-243, 1985.
- [88] E. Mundt. *Entwicklung eines hybriden TDMA/CDMA Protokolls für einen Breitbandkanal*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Februar 1994.
- [89] M. Naghshineh. *Guest Editors' Note: Wireless ATM*. IEEE Personal Communications Magazine, 3(4):7, August 1996.
- [90] R. O. Onvural. *Asynchronous Transfer Mode Networks: Performance Issues*. Artech Housset, 1994.
- [91] H. Orlamünder, D. Petras et al.. *ATM im teilnehmernahen Bereich, Teil 2: BK-Netz, Hybrid-Anschluß und Funk-Zugang*. telekom praxis, 74(7):24-35, 1997.
- [92] J. D. Parsons. *The mobile radio propagation channel*. Pentech Press, 1992.

- [93] D. Pech. *Untersuchung eines Kanalzugriffsverfahrens für ein funkgestütztes Multimedia-LAN*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1996.
- [94] T. Pech. *Leistungsbewertung von Verfahren zur Realisierung von statischem Multiplexen auf einer ATM-Funkschnittstelle*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1996.
- [95] D. Petras. *Performance Evaluation of Medium Access Control Schemes for MBS*. In *RACE Mobile Workshop*, pages 52–57, Amsterdam, NL, May 1994. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [96] D. Petras. *Performance Evaluation of Medium Access Control Schemes for Mobile Broadband Systems*. In *DMR VI*, pages 255–261, Stockholm, S, June 1994. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [97] D. Petras. *Functionality of the ASR-ARQ Protocol for MBS*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, pages 225–229, Cascais, P, November 1995. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [98] D. Petras. *Medium Access Control Protocol for transparent ATM access in MBS*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, pages 218–224, Cascais, P, November 1995. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [99] D. Petras. *Medium Access Control Protocol for wireless, transparent ATM access*. In *IEEE Wireless Communication Systems Symposium*, pages 79–84, Long Island, NY, November 1995. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [100] D. Petras. *Untersuchung eines Kanalzugriffsprotokolls für eine mobile Erweiterung von ATM-Netzen*. In: *2. ITG-Fachtagung Mobile Kommunikation '95*, Seiten 387–394, Neu Ulm, D, September 1995. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [101] D. Petras. *Die C++ Klassenbibliothek SIMCO – Simulation of Mobile Communications*. Benutzer- und Programmierhandbuch, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, 1996.

- [102] D. Petras. *Air Interface of an ATM Radio Access Network*. In *IFIP Broadband Communications '98*, Stuttgart, Germany, April 1998. Chapman & Hall. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [103] D. Petras. *ATM over PMP Radio Access Systems*. In *ISSLS '98, Int. Symposium on Services and Local Access*, pages 415–421, March 1998. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [104] D. Petras. *ATM over PMP Radio Access Systems*. In *wmATM '98, 1st International Workshop on Wireless Mobile ATM Implementation*, Hangzhou, China, April 1998. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [105] D. Petras and A. Hettich. *Performance evaluation of the ASR-ARQ Protocol for wireless ATM*. In *IEEE Wireless Communication Systems Symposium*, pages 71–77, Long Island, NY, November 1995. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [106] D. Petras and A. Hettich. *Performance Evaluation of a Logical Link Control Protocol for an ATM Air Interface*. *Int. J. of Wireless Information Networks*, 4(4):225–232, October 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [107] D. Petras, A. Hettich, and A. Krämling. *Design Principles for a MAC Protocol of an ATM Air Interface*. In *ACTS Mobile Summit 1996*, Granada, Spain, November 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [108] D. Petras, A. Hettich, and A. Krämling. *Performance Evaluation of a Logical Link Control Protocol for an ATM air interface*. In *PIMRC'96*, Taipei, Taiwan, October 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [109] D. Petras, H. Hettich, and A. Krämling. *Air Interface of a Wireless ATM System*. In *NOC'97*, Antwerp, Belgium, June 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [110] D. Petras and A. Krämling. *MAC protocol with polling and fast collision resolution for an ATM air interface*. In *IEEE ATM Workshop*, San Francisco, CA, August 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.

- [111] D. Petras and A. Krämling. *Fast Collision Resolution in Wireless ATM Networks*. In *2nd MATHMOD*, Vienna, Austria, February 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [112] D. Petras and A. Krämling. *Wireless ATM: Performance Evaluation of a DSA++ MAC Protocol with Fast Collision Resolution by a Probing Algorithm*. *Int. J. of Wireless Information Networks*, 4(4):215–223, October 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [113] D. Petras, A. Krämling, and A. Hettich. *MAC protocol for Wireless ATM: contention free versus contention based transmission of reservation requests*. In *PIMRC'96*, Taipei, Taiwan, October 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [114] D. Petras, M. Radimirsch, A. Krämling, and U. Vornefeld. *Support of ATM service classes in Wireless ATM Networks*. In *ACTS Mobile Communication Summit 1997*, Aalborg, Denmark, October 1997. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [115] D. Petras and U. Vornefeld. *Joint Performance of DSA++ MAC Protocol and SR/D-ARQ Protocol for wireless ATM under realistic traffic and channel models*. In *wmATM '98, 1st International Workshop on Wireless Mobile ATM Implementation*, Hangzhou, China, April 1998. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [116] D. Plaßmann, C.-H. Rokitansky, D. Petras, and H. Hußmann. *SIMCO3++/MBS – Simulation of Mobile Communication for MBS*. In *RACE Mobile Workshop*, pages 336–340, Metz, F, July 1993.
- [117] J. Porter and A. Hopper. *An Overview of the ORL Wireless ATM System*. In *IEEE ATM Workshop*, pages 18–33, Washington, DC, September 1995.
- [118] S. Prata. *C++: Einführung in die objektorientierte Programmierung*. te-wi Verl., München, 3. Auflage, 1992.
- [119] J.-G. Proakis. *Digital Communications*. McGraw-Hill Book Company, New York, 2. edition, 1983.
- [120] M. Prögler. *MBS Air Interface Principles*. In *RACE Mobile Telecommunications Summit*, Cascais, P, November 1995.

- [121] ATMmobil Project. *ATMmobil: Broadband Cellular ATM Access, specification*. Technical report, BMBF, 1997.
- [122] MBS Project. *Mobile Broadband System: System Description Document*. Technical report, RACE, 1995.
- [123] M. de Prycker. *Asynchronous Transfer Mode: A solution for broadband ISDN*. York Horwood Ltd., Chichester, West Sussex, 1991.
- [124] M. Radimirsch. *ATMmobil Overview*. In *ACTS Wireless-ATM Workshop 1997*, Brussels, Belgium, April 1997.
- [125] E. Rathgeb. *Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks*. IEEE J. Selected Areas in Communications, 9(3):325–333, April 1991.
- [126] E. Rathgeb und E. Wallmeier. *ATM – Infrastruktur für die Hochleistungskommunikation*. Springer, Berlin Heidelberg New York, 1997.
- [127] D. Raychaudhuri. *Wireless ATM: An enabling technology for multimedia personal communications*. In *Proc. Mobile Multimedia Communications Workshop*, Bristol, UK, April 1995.
- [128] D. Raychaudhuri, L.J. French, R.J. Siracusa, S.K. Biswas, R. Yuan, P. Narasimhan, and C. Johnston. *WATMnet: A Prototype Wireless ATM System for Multimedia Personal Communication*. IEEE J. Selected Areas in Communications, 15(1):83–95, January 1997.
- [129] D. Raychaudhuri and N. Wilson. *ATM Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Networks*. IEEE J. Selected Areas in Communications, 12(8):1401–1414, October 1994.
- [130] F. Reif. *C++ Implementierung eines graphischen Protokolldebuggers für eine ATM-Funkschnittstelle*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Januar 1996.
- [131] H. Röhler. *Entwicklung eines Softwarewerkzeuges zur statistischen Analyse von Kanalzugriffsprotokollen in zellularen Mobilfunknetzen*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1994.
- [132] K. Riede. *Untersuchung des ETSI Standards RES 06001 TETRA Voice+Data*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juni 1995.

- [133] K. Riede. *SDL-Spezifikation und Leistungsbewertung der Kanalzugriffs- und Sicherungsprotokolle von TETRA Voice plus Data*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Februar 1996.
- [134] L. G. Roberts. *Aloha packet system with and without slots and capture*. *Comput. Commun. Rev.*, 5(2):28–42, April 1975.
- [135] D. Robertson, Cosimini P., and J. Dunlop. *Use of a simulator to optimize the performance of the ATDMA packet access mechanism*. In *RACE Mobile Workshop*, pages 80–84, Amsterdam, NL, May 1994.
- [136] C.-H. Rokitanski, A. Guntsch, B. Bjelajac, and C. Wietfeld. *Simulation of Mobile Communication for Performance Evaluation of Cellular Networks, Short-Range and Satellite Communications*. In *RACE Mobile Workshop*, pages 578–584, Amsterdam, NL, May 1994.
- [137] H. Saito. *Optimal Queueing Discipline for Real-Time Traffic at ATM Switching Nodes*. *IEEE Trans. Communications*, 38(12):2131–2136, 1990.
- [138] F. Schreiber. *Effective control of simulation runs by a new evaluation algorithm for correlated random sequences*. In *Proc. 12th Int. Teletraffic Congr. (ITC)*, pages 4.3B.1.1–9, Torino, 1988.
- [139] F. Schreiber and C. Görg. *Stochastic Simulation: A Simplified LRE-Algorithm for Discrete Random Sequences*. *AEÜ*, 50(4):233–239, 1996.
- [140] C. Schweighöfer. *Laufzeitoptimierung eines Moduls zur Parameterverwaltung für eine C++-Bibliothek zur Simulation von Kommunikationssystemen*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, April 1995.
- [141] G. Seidel. *Simulation und Bewertung von Kanalzugriffsprotokollen für drahtlose ATM LANs*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Juli 1996.
- [142] G. Siegmund. *ATM – Die Technik des Breitband-ISDN*. v. Decker, Heidelberg, 1993.
- [143] G. Siegmund. *Grundlagen der Vermittlungstechnik*. v. Decker, Heidelberg, 1993.

- [144] B. Sklar. *Digital Communications*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, New Jersey, 1988.
- [145] P.F.M. Smulder. *Broadband Wireless LANs: A Feasibility Study*. PhD thesis, Eindhoven University of Technology, 1995.
- [146] M. Steppeler. *Leistungsbewertung des Vielfachzugriffsprotokolls des Bündelfunksystems TETRA*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, November 1994.
- [147] F. Suska. *Entwicklung und Leistungsbewertung von Protokollen zur effizienten Übertragung von CBR-Diensten über eine ATM-Funkschnittstelle*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Oktober 1996.
- [148] A.S. Tanenbaum. *Computer Networks*. PRENTICE-HALL, 1981.
- [149] TC-RES06. *Trans European Trunked Radio System (TETRA)*. Rec., ETSI, Sophia Antipolis, France, 1994.
- [150] TC-RES06. *Trans-European Trunked Radio (TETRA); Packet Data Optimized (PDO) Part1: General network design*. ETS 300 393-1, ETSI, Sophia Antipolis, France, 1994.
- [151] TC-RES06. *Trans-European Trunked Radio (TETRA); Packet Data Optimized (PDO) Part2: Air Interface*. ETS 300 393-2, ETSI, Sophia Antipolis, France, 1994.
- [152] TC-RES06. *Trans-European Trunked Radio (TETRA); Voice plus Data (V+D)*. ETS 300 392, ETSI, Sophia Antipolis, France, December 1994.
- [153] TC-RES10. *High Performance Radio Local Area Network (HIPER-LAN)*. Draft rec., ETSI, Sophia Antipolis, France, 1995.
- [154] TC-RES10. *High Performance Radio Local Area Network (HIPER-LAN), Requirements and Architectures*. Draft ETR, ETSI, Sophia Antipolis, France, 1996.
- [155] Technical Committee. *Traffic Management Specification*. Technical Report 4.0, ATM-Forum, April 1996.
- [156] U. Vornefeld. *Simulative und analytische Untersuchung von dienstgüteunterstützenden Maßnahmen in einem funkbasierten ATM-Netz*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, April 1996.

- [157] B. Walke. *Improved bounds and an approximation for a dynamic priority queue*. In *3rd Int. Comp. Sympos. Modell & Perform. Evaluation of Computer Systems, Bonn, G, Oct. 1977*. North-Holland Publishing Company, 1977.
- [158] B. Walke. *Realzeitrechner-Modelle*. Oldenbourg Verlag, 1978.
- [159] B. Walke. *Waiting-Time Distributions for deadline-oriented Servicing*. In M. Arato, A. Butrimenko, and E. Gelenbe (editors): *Performance of Computer Systems*, pages 241–260. North-Holland Publishing Company, 1979.
- [160] B. Walke. *Kommunikationsnetze und Verkehrstheorie*. Vorlesung an der RWTH Aachen, 1996.
- [161] B. Walke. *Mobilfunknetze und ihre Protokolle*. B.G. Teubner, Stuttgart, 1998.
- [162] B. Walke und P. Decker. *Mobile Datenkommunikation*. IT & TI, 35(5):12–25, Mai 1993.
- [163] B. Walke, D. Petras, and D. Plassmann. *Wireless ATM: Air Interface and Network Protocols of the Mobile Broadband System*. IEEE Personal Communications Magazine, 3(4):50–56, August 1996. available at <http://www.comnets.rwth-aachen.de/~petras>.
- [164] A. Wardaschka. *Implementierung eines Entwicklungswerkzeuges für das Bündelfunksystem TETRA*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, August 1995.
- [165] M. Waschke. *Entwicklung und Bewertung von Handover-Protokollen für mobile ATM-Netze*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Mai 1996.
- [166] M. Waschke. *Erweiterung und Optimierung des ASR (Adaptive Selective Repeat)-ARQ Protokolls für VBR-Dienste*. Studienarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, September 1996.
- [167] M. Weiß. *Entwicklung und Leistungsbewertung eines Protokolls zur dynamischen Kanalvergabe für die mobile Erweiterung von ATM-Netzen*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Oktober 1994.

- [168] E. J. Weldon. *An Improved Selective-Repeat ARQ Strategy*. IEEE Transactions on Communications, COM-30, 3:480–486, March 1982.
- [169] E. Werth. *Simulative Bewertung von Paketzugriffsmechanismen unter Berücksichtigung von Fehlersicherungsverfahren*. Diplomarbeit, Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, April 1994.
- [170] Wireless ATM Group. *Baseline Text for Wireless ATM Specifications*. Technical report, ATM Forum, 1997.
- [171] J. Wolf. *Born Again Group Testing: Multiaccess Communications*. IEEE Trans. Inform. Theory, 31:185–191, 1985.
- [172] A. Wolisz, M. Schlaeger, J. Weinmiller, and H. Woesner. *Wireless Access to High Speed Networks*. In *High-Speed Networking for Multimedia Applications*. Kluwer Academic Publishers, Boston/Dordrecht/London, 1996.
- [173] H. Xie et al.. *Data Link Control Protocols for Wireless ATM Access Channels*. In *ICUPC '95*, pages 753–757, Japan, November 1995.

## DANKSAGUNG

---

Die vorliegende Arbeit entstand während meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Lehrstuhl für Kommunikationsnetze der RWTH Aachen.

Mein Dank gilt insbesondere Herrn Prof. Dr.-Ing. Bernhard Walke für die Anregungen zum Thema der Dissertation, die Betreuung und Förderung der Arbeit, sowie die kritische Durchsicht des Textes. Herrn Prof. Dr.-Ing. Lüke danke ich für die freundliche Übernahme des Korreferats.

Wissenschaftliche Arbeit bedarf des Austausches mit der Praxis. Dank der intensiven Zusammenarbeit mit Partnern der Industrie konnte ich frühzeitig die Praxisrelevanz meiner Studien überprüfen. Dafür möchte ich mich bei den Kollegen aus den Projekten RACE Mobile Broadband System und BMBF ATMmobil bedanken.

Bedanken möchte ich mich auch bei allen Diplomanden, Studienarbeitern und studentischen Hilfskräften, deren Fleiß und Enthusiasmus wesentlich zum Gelingen dieser Arbeit beigetragen hat. Meinen Kollegen am Lehrstuhl danke ich für die anregenden Diskussionen in einer kooperativen und sehr angenehmen Arbeitsatmosphäre.

Besonderer Dank geht an meine Frau Marion und meine Kinder Melanie, Stephanie und Sebastian für die Geduld und Rücksicht, die sie mir in dieser arbeitsreichen Zeit entgegengebracht haben.



# AACHENER BEITRÄGE ZUR MOBIL- UND TELEKOMMUNIKATION

## **ABMT Band 1**

**Herrmann, C.**

Stochastische Modelle für ATM-Konzepte,

1. Auflage 1995, 138 Seiten;  
ISBN 3-86073-380-X

## **ABMT Band 2**

**Lawniczak, D. R.**

Modellierung und Bewertung der Datenverwaltungskonzepte in UMTS,

1. Auflage 1995, 230 Seiten;  
ISBN 3-86073-381-8

## **ABMT Band 3**

**Junius, M.**

Leistungsbewertung intelligenter Handover-Verfahren für zellulare Mobilfunksysteme,

1. Auflage 1995, 208 Seiten;  
ISBN 3-86073-382-6

## **ABMT Band 4**

**Steffan, H.**

Stochastische Modelle für den Funkkanal und deren Anwendung,

1. Auflage 1996, 164 Seiten;  
ISBN 3-86073-383-4

## **ABMT Band 5**

**Böhmer, S.**

Entwurf eines ATM-basierten Funknetzes und Software-Entwurfsmethodik zur Implementierung,

1. Auflage 1996, 172 Seiten;  
ISBN 3-86073-384-2

## **ABMT Band 6**

**Guntermann, M.**

Universelle Benutzermobilität auf der Basis des Intelligenten Netzes - Entwurf, Bewertung und Implementierung -,

1. Auflage 1996, 164 Seiten;  
ISBN 3-86073-385-0

## **ABMT Band 7**

**Kleier, S.**

Neue Konzepte zur Unterstützung von Mobilität in Telekommunikationsnetzen,

1. Auflage 1996, 204 Seiten;  
ISBN 3-86073-386-9

## **ABMT Band 8**

**Decker, P.**

Entwurf und Leistungsbewertung hybrider Fehlersicherungsprotokolle für paketierte Sprach- und Datendienste im GSM-Mobilfunksystem,

1. Auflage 1997, 232 Seiten;  
ISBN 3-86073-387-7

## **ABMT Band 9**

**Hußmann, H.**

Algorithmen zur Kapazitätsoptimierung schnurloser Mobilfunksysteme nach DECT-Standard,

1. Auflage 1997, 180 Seiten;  
ISBN 3-86073-388-5

## **ABMT Band 10**

**Plenge, C.**

Leistungsbewertung öffentlicher DECT-Systeme,

1. Auflage 1997, 258 Seiten;  
ISBN 3-86073-389-3

## **ABMT Band 11**

**Kennemann, O.**

Lokalisierung von Mobilstationen anhand ihrer Funkmeßdaten,

1. Auflage 1997, 162 Seiten;  
ISBN 3-86073-620-5

## **ABMT Band 12**

**Wietfeld, C. M.**

Mobilfunksysteme für die europäische Verkehrsleittechnik - Leistungsanalyse des CEN-DSRC-Standards -,

1. Auflage 1997, 210 Seiten;  
ISBN 3-86073-621-3

## **ABMT Band 13**

**Görg, C.**

Verkehrstheoretische Modelle und stochastische

Simulationstechniken zur Leistungsanalyse von

Kommunikationsnetzen,  
1. Auflage 1997, 220 Seiten;  
ISBN 3-86073-622-1

## **ABMT Band 14**

**Shahbaz, M.**

Zufallsgesteuerte Verfahren zur Topologieoptimierung von Telekommunikationsnetzen,

1. Auflage 1998, 208 Seiten;  
ISBN 3-86073-623-X

## **ABMT Band 15**

**Fröhlich, H. M.**

Mehrwertdienste intelligenter Netze zur Realisierung der universellen, persönlichen Mobilität,

1. Auflage 1998, 208 Seiten;  
ISBN 3-86073-624-8

## **ABMT Band 16**

**Geulen, E.**

Modelle zur Realisierung offener Dienste in zellularen Mobilfunknetzen nach dem GSM-Standard,

1. Auflage 1998, 224 Seiten;  
ISBN 3-86073-625-6

## **ABMT Band 17**

**Guntsch, A.**

Untersuchungen zur Integration terrestrischer und satellitengestützter Mobilfunksysteme,

1. Auflage 1998, 200 Seiten;  
ISBN 3-86073-626-4

# AACHENER BEITRÄGE ZUR MOBIL- UND TELEKOMMUNIKATION

**ABMT Band 18**

**Petras, D.**

Entwicklung und

Leistungsbewertung einer

ATM- Funkschnittstelle,

1. Auflage 1999, 240 Seiten;

ISBN 3-86073-627-2



