





**Entwurf und Leistungsbewertung hybrider  
Fehlersicherungsprotokolle für paketierte  
Sprach- und Datendienste im  
GSM-Mobilfunksystem**

Peter Decker

# AACHENER BEITRÄGE ZUR MOBIL- UND TELEKOMMUNIKATION

Herausgeber:

Universitätsprofessor Dr.-Ing. Bernhard Walke

Decker, Peter:

Entwurf und Leistungsbewertung hybrider Fehlersicherungsprotokolle für paketierte Sprach- und Datendienste im GSM-Mobilfunksystem

1. Auflage Aachen:

Verlag der Augustinus Buchhandlung, 1997

(Aachener Beiträge zur Mobil- und Telekommunikation, Band 8)

ISBN 3-86073-387-7

© 1997 Peter Decker

Verlag der Augustinus Buchhandlung

Pontstraße 66/68

52062 Aachen

Druck: Druckerei Paletti, Aachen

Gedruckt auf chlorfrei gebleichtem Papier

"D 82 (Diss. RWTH Aachen)"

## ZUSAMMENFASSUNG

---

Der ansteigende Bedarf an mobilen Datendiensten zusammen mit der entstehenden Diskrepanz der Dienstgüten zwischen Mobil- und Festnetzen machen die Einführung neuer Konzepte zur Datenübertragung in Mobilfunknetzen notwendig.

In dieser Arbeit werden neue Konzepte zur Datenübertragung in Mobilfunknetzen nach dem europäischen Standard GSM (Global System for Mobile Communication) entwickelt und bewertet.

Dabei handelt es sich um Verfahren zur Erhöhung der Nutzdatenrate auf einzelnen Kanälen und einer paketorientierten Kanalvergabe, wie sie in einem neuen GSM-Dienst GPRS (General Packet Radio Service) eingesetzt benötigt werden. Eine Schlüsselrolle spielen dabei die Protokolle der Zugriffssteuerung und der Fehlersicherung und der Anspruch einer größtmöglichen Kompatibilität zu der bereits existierenden Architektur und der Komponenten.

Neben der Anpassung verschiedener hybrider FEC/ARQ-Verfahren auf GSM wird ein neues Verfahren zur adaptiven Profilnachforderung ARRP (Adaptive Request of Redundancy Profile) vorgestellt.

Alle Verfahren werden durch geeignete Modellierung und Computersimulation untersucht. Die vorliegende Arbeit zeigt die Leistungskenngrößen der erwarteten Datendienste in einem durch die neuen Methoden modifizierten GSM-Netz.

## ABSTRACT

---

Mobile data communication is becoming evermore popular. However, the gap between fixed and mobile networks in terms of service quality and data rates creates the need for new data transmission concepts within mobile networks.

This thesis contains new concepts and methods developed for data transmission within the European standard for public mobile communication GSM (Global System for Mobile Communication).

The concept includes methods to increase the data rate within a single GSM traffic channel and methods to realize effective multiplexing of packet switched data sources as required by the new GSM-Service GPRS (General Packet Radio Service). The development of the medium access control protocol and the data link protocol with respect to a minimum of changes to the existing architecture and network elements plays a key role in this concept.

Beside different hybrid ARQ protocols, a new method with adaptive requests of redundancy profiles (ARRP) is proposed and implemented.

All methods have been analyzed by means of detailed modelling and computer simulation. This thesis shows the performance of some expected data services within a GSM network which is modified by the proposed methods.

## INHALTSVERZEICHNIS

---

<b>1 Einleitung</b>	<b>1</b>
<b>2 Merkmale mobiler Datenanwendungen</b>	<b>3</b>
2.1 Dienstgütemerkmale in Mobilfunknetzen . . . . .	3
2.1.1 Verfügbarkeit kanalvermittelter Dienste . . . . .	4
2.2 Dienste in leitungsvermittelnden Netzen . . . . .	5
2.2.1 Telefonie . . . . .	5
2.2.2 Gruppenkommunikation . . . . .	7
2.2.3 Datendienste aus dem analogen Fernsprechnetz . . . . .	8
2.3 Merkmale in X.25-Anwendungen . . . . .	11
2.4 Merkmale in Internetanwendungen . . . . .	12
2.4.1 Übliche Anwendungen im Internet . . . . .	12
2.4.2 Messung des Datenverkehrs verschiedener Anwendungen im Internet . . . . .	13
<b>3 Der GSM-/DCS-1800-Mobilfunkkanal</b>	<b>19</b>
3.1 Charakteristika der Funkübertragung im GSM . . . . .	19
3.1.1 Pegeldämpfung . . . . .	19
3.1.2 Pegeleinbrüche durch Abschattung (Shadowing) . . . . .	20
3.1.3 Signalschwund durch Mehrwegeausbreitung (Fading) . . . . .	21
3.1.4 Gleich- und Nachbarkanalstörungen . . . . .	21
3.2 Statistische Eigenschaften von Fadingprozessen . . . . .	22
3.2.1 Pegelverteilungsdichtefunktionen . . . . .	23
3.2.2 Autokorrelation der Prozesse . . . . .	25
3.3 Bitfehlerwahrscheinlichkeit bei GMSK-Modulation . . . . .	28
3.3.1 Mittlere Bitfehlerwahrscheinlichkeit . . . . .	29
3.3.2 Verteilungsfunktion der Bitfehlerwahrscheinlichkeit . . . . .	31
3.4 Vom GSM-Empfänger durchgeföhrte Kanalbewertung . . . . .	35
3.5 Kanalmodellierung für Simulationen . . . . .	36
3.5.1 GSM-Kanalmusterdateien . . . . .	36
3.5.2 Erzeugung von Kanalmusterdateien . . . . .	38

<b>4 Grundlagen zu Fehlersicherungsverfahren</b>	<b>43</b>
4.1 Fehlererkennende Codierung (CRC) . . . . .	43
4.2 Fehlerkorrigierende Codierung (FEC) . . . . .	44
4.2.1 Funktionsweise von Faltungscodes . . . . .	45
4.2.2 Decodierung mit dem Viterbi-Algorithmus (VA) . . . . .	47
4.2.3 Analytische Abschätzung der Korrektureigenschaften .	49
4.2.4 Bitstromverschachtelung (Interleaving) . . . . .	50
4.2.5 Punktierte Faltungscodes . . . . .	52
4.2.6 Erweiterung des VA zum SOVA (Soft-Output-Viterbi-Algorithmus) . . . . .	52
4.2.7 Erweiterte Untersuchung der Korrektureigenschaften von Faltungscodes . . . . .	54
4.3 Fehlerbehandelnde Verfahren (ARQ) . . . . .	58
4.3.1 Die Send-and-Wait-Strategie . . . . .	61
4.3.2 Die Go-Back-N- oder Reject-Strategie (REJ) . . . . .	61
4.3.3 Die Selective-Reject-Strategie (SREJ) . . . . .	62
4.3.4 Strategie der impliziten Quittung . . . . .	63
4.3.5 Der Poll-Final-Checkpoint-Mechanismus . . . . .	64
4.3.6 Vergleich der unterschiedlichen ARQ-Verfahren . . . . .	65
4.3.7 Strategien zur Verzögerungsminimierung . . . . .	66
4.4 Hybride ARQ/FEC-Protokolle . . . . .	67
4.4.1 Hybride ARQ-Protokolle in Mobilfunksystemen . . . . .	68
4.4.2 Übersicht Typ-II-hybrider ARQ/FEC-Protokolle . . . . .	68
4.4.3 Verfahren von Lin und Yu . . . . .	68
4.4.4 Verfahren von Morgera, Krishna und Oduol . . . . .	69
4.4.5 Separable Codes mit BCH-Codes . . . . .	70
4.4.6 Code combining mit Faltungscodes . . . . .	70
4.4.7 RCC-Faltungscodes . . . . .	71
4.4.8 Multiple Copy Decoding von Faltungscodes . . . . .	74
4.4.9 Verfahren mit Mehr-Paket-Codierung . . . . .	75
<b>5 Simulationsumgebung</b>	<b>77</b>
<b>6 Zugriffsprotokolle für einen Paket-Datendienst in GSM</b>	<b>79</b>
6.1 Grundlegende Protokolleigenschaften . . . . .	79
6.1.1 Vorteile der Integration von Paket-Datendiensten in GSM . . . . .	79
6.1.2 Kompatibilitätsaspekte . . . . .	80

6.1.3	Dienstgüteanforderungen . . . . .	81
6.1.4	Technische Anforderungen des Endgerätes . . . . .	82
6.2	Realisationskonzepte für einen Paket-Datendienst in GSM . . . . .	82
6.2.1	Variable Bitrate durch Kanalwechsel . . . . .	82
6.2.2	Schnelle Kanalzuweisung . . . . .	83
6.3	Die GPRS-Architektur . . . . .	84
6.4	Das CELLPAC-V&D-Konzept . . . . .	86
6.4.1	Grundlegender Ablauf des Kanal-Zugriffs . . . . .	86
6.4.2	Zustände einer Mobilstation . . . . .	88
6.5	Kanalstruktur im CELLPAC-V&D-Konzept . . . . .	90
6.5.1	Der Packet Control Channel . . . . .	90
6.5.2	Variabilität der Übertragungskapazität . . . . .	91
6.5.3	Die zeitliche Anordnung des Packet Control Channels	92
6.5.4	Der Signalisierkanal auf dem Uplink . . . . .	92
6.6	Fehlersicherungsverfahren im CELLPAC-V&D-Konzept . . . . .	93
6.6.1	Kanalcodierung des Access-Bursts . . . . .	94
6.6.2	Kanalcodierung des PCCH . . . . .	96
6.6.3	Kanalcodierung der Nutzdaten und des MAC-Headers	98
6.7	Die Struktur der Steuerkanäle . . . . .	100
6.7.1	Inhalt des Access-Bursts . . . . .	100
6.7.2	Struktur des PCCH . . . . .	100
6.7.3	Struktur einer Acknowledge-Nachricht auf dem Uplink	102
6.8	Der MAC-Protokollablauf . . . . .	102
6.8.1	Vielfachzugriff auf dem Uplink . . . . .	103
6.8.2	Paging eines an eine Mobilstation gerichteten Rufes auf dem PCCH . . . . .	105
6.8.3	Weitere Maßnahmen zur Fehlersicherung . . . . .	106
6.9	Das Simulationsmodell . . . . .	107
6.9.1	Simulationsparameter . . . . .	107
6.10	Simulationsergebnisse für CELLPAC-V&D . . . . .	109
6.10.1	Simulation im lastfreien Fall . . . . .	109
6.10.2	Simulation des Lastfalls . . . . .	112
6.10.3	Systemkapazität . . . . .	116
7	<b>Leistungsbewertung hybrider Fehlersicherung (Typ-I)</b> . . . . .	117
7.1	Simulationsumgebung . . . . .	117
7.2	Typ-I-hybride Sicherungsprotokolle . . . . .	119
7.3	Leistungsbewertung des LAPDm-Protokolls . . . . .	119

7.3.1	Simulationen des LAPDm-Protokolls . . . . .	121
7.4	Leistungsbewertung des RLP . . . . .	122
7.4.1	Dienstgüte des nich transparenten Trägerdienstes . . . . .	122
7.4.2	Simulationen des RLP . . . . .	124
7.4.3	Schwächen des RLP . . . . .	125
7.4.4	Verbesserungsvorschläge für das RLP . . . . .	127
7.5	RLP bei adaptiver Kanalcodierung . . . . .	136
7.5.1	Adaptive Codierungsverfahren . . . . .	136
7.5.2	Überwachung der mittleren Bitfehlerrate (Monitoring) . . . . .	140
<b>8</b>	<b>Leistungsbewertung hybrider Fehlersicherung</b>	<b>143</b>
8.1	Typ-II-RLP mit fester Rahmenlänge . . . . .	144
8.2	Headerstruktur . . . . .	144
8.3	Codierung der Nutzdaten . . . . .	146
8.4	Typ-II-HARQ-Verfahren für das RLP-Protokoll . . . . .	147
8.5	Simulationen mit fester Rahmenlänge . . . . .	147
8.5.1	Typ-II-RLP mit einfacher Blocklänge ( $m = 456$ bit) . . . . .	148
8.5.2	Typ-II-RLP mit doppelter Blocklänge . . . . .	150
8.6	Ein dynamischer Codieralgorithmus . . . . .	152
8.7	Abschließende Bemerkungen . . . . .	154
<b>9</b>	<b>Profilnachfordernde Typ-II-Protokolle</b>	<b>157</b>
9.1	Typ-II-hybride ARQ-Protokolle mit variabler Rahmenlänge . . . . .	157
9.1.1	Stufung und Grenzen der Rahmenlänge . . . . .	157
9.1.2	Kanalcodierung des Headers . . . . .	158
9.1.3	Struktur des Headers . . . . .	161
9.1.4	Kanalcodierung der Nutzdaten . . . . .	163
9.1.5	Exemplarischer Protokollablauf . . . . .	164
9.2	Prinzipien profilnachfordernder Protokolle . . . . .	166
9.3	Profilwiederholende Redundanznachsendung mit Faltungscodes . . . . .	168
9.4	Datenübertragung zwischen BTS und MSC . . . . .	168
9.5	Leistungsbewertung des ARRP-Protokolls . . . . .	170
9.5.1	Durchsatz mit Header-SREJ . . . . .	170
9.5.2	Durchsatz ohne Header-SREJ . . . . .	172
9.6	ARRP mit terminorientierten Prioritäten . . . . .	173
<b>10</b>	<b>Zusammenfassung und Ausblick</b>	<b>177</b>

<b>11 Quellenverzeichnis</b>	<b>181</b>
<b>A Das GSM-Mobilfunknetz</b>	<b>199</b>
A.1 Dienste im GSM-Mobilfunknetz . . . . .	200
A.1.1 Teledienste der GSM-Phasen I+II . . . . .	201
A.1.2 Trägerdienste der GSM Phasen I+II . . . . .	203
A.1.3 Dienste der GSM-Phase II+ . . . . .	209
A.2 Elemente und Verfahren im GSM-System . . . . .	210
A.2.1 Kanalstruktur der Funk-Schnittstelle . . . . .	211
<b>B Konstruktion und Einsatz von RCC-Codes</b>	<b>215</b>
B.1 RCPC-Codes . . . . .	215
B.2 Konstruktion von RCPC-Codes . . . . .	216
B.3 RCRC-Codes . . . . .	218
B.4 Konstruktion von RCRC-Codes . . . . .	219
B.5 Tabelle der im RLP-II eingesetzten RCC-Codefamilien . . . . .	221
<b>Nachwort</b>	<b>229</b>



## KAPITEL 1

---

# Einleitung

Mobile private Kommunikation gewinnt in den letzten Jahren mehr und mehr an Bedeutung, wobei das Interesse an der Nutzung mobiler Endgeräte zur Zeit mehr durch die, gegenüber dem Festnetz, hohen einmaligen und laufenden Gebühren als durch eine geringere Dienstgüte begrenzt wird. Die europaweite Einigung zu einem einheitlichen Standard für Mobilfunknetze (GSM)<sup>1</sup> und die mittlerweile weltweite Verbreitung dieses offenen Standards führte zu einem breiten Angebot an Endgeräten zu geringen Preisen und zum Wettbewerb zwischen unterschiedlichen privaten Mobilfunknetzbetreibern.

GSM wurde geplant als die mobile Erweiterung des ISDN. GSM sollte zwar anfangs keine Datenrate von 64 kbit/s bieten können, jedoch war an ein zum ISDN vergleichbares Dienstespektrum gedacht. Somit sprach man der Entwicklung von Datendiensten in GSM von Anfang an eine besondere Bedeutung zu. Trotzdem wurden in den ersten Phasen der GSM-Einführung nur einige wenige Datendienste angeboten, welche erst in den folgenden Phasen erweitert werden sollen.

Die steigende Attraktivität von Datendiensten in anderen Netzen veranlaßte die ETSI<sup>2</sup> weitere neue Dienste in die Standardisierung einfließen zu lassen. Im Bereich der Datendienste sind dies z.B. die Einführung eines Paket-Daten-Dienstes und von Diensten mit höherer Bitrate (9.6 .. 64 kbit/s).

Da das Frequenzspektrum für Systeme nach dem GSM-Standard begrenzt ist, müssen neue Verfahren entwickelt werden, um die vorhandenen und auch in Zukunft vergebenen Bänder sinnvoll zu nutzen. So beanspruchen die zur Zeit in GSM integrierten Datendienste einen Großteil der vorhandenen Kanalkapazität für die Fehlersicherung und bieten in schlechten Kanalzuständen keine ausreichende Fehlertoleranz. Eine Schlüsselrolle in der Entwicklung effizient arbeitender Datendienste stellt die optimale Kooperation der unterschiedlichen Fehlersicherungsverfahren dar.

---

<sup>1</sup>Global System for Mobile Communication

<sup>2</sup>European Telecommunication Standardisation Institute

**Ziel dieser Arbeit** ist es, anhand charakteristischer Dienstgüteparameter die Leistung der bei der Datenübertragung heute im GSM verwendeten Protokolle zu bewerten und neue verbesserte Protokolle vorzuschlagen, welche in zukünftigen Phasen der GSM-Standardisierung, aber auch in Luftschnittstellen zukünftiger Systeme integriert werden könnten.

## Gliederung der Arbeit

**Kapitel 2, 3 und 4** beinhalten die zur Bewertung der Protokolle notwendigen Grundlagen. In **Kapitel 2** werden die Merkmale mobiler Datenanwendungen beschrieben, deren Kenntnis zur Bewertung der eingesetzten Protokolle erforderlich ist. Ein Beitrag dieser Arbeit ist dabei die Messung des Verkehrsverhaltens verschiedener Dienste. **Kapitel 3** stellt die zur Bewertung notwendigen stochastischen Eigenschaften des GSM-Mobilfunkkanals, **Kapitel 4** die Eigenschaften der verfügbaren Fehlersicherungsverfahren dar. Dabei werden teilweise auch neue Zusammenhänge aufgezeigt.

**Kapitel 5** enthält eine Beschreibung und Bewertung eines im Rahmen dieser Arbeit entwickelten Paket-Datendienst-Konzeptes zum Einsatz im GSM. In **Kapitel 6, 7 und 8** werden die heute in GSM verwendeten Fehlersicherungsprotokolle und die im Rahmen dieser Arbeit entwickelten, verbesserten Protokolle vorgestellt und bewertet. **Kapitel 6** beschäftigt sich dabei mit der Bewertung der bekannten Typ-I-hybriden Fehlersicherungsverfahren und stellt einfache Modifikationen vor, **Kapitel 7** stellt einen im Rahmen dieser Arbeit entwickelten Typ-II-hybriden Protokoll-Vorschlag für GSM vor. In **Kapitel 8** wird ein bisher unbekanntes Verfahren mit profilbeschreibender Redundanznachforderung zur Übertragung vorgestellt und bewertet.

Der Anhang dieser Arbeit enthält die für die Arbeit wesentlichen Grundlagen des GSM-Mobilfunksystems und die Kodervorschriften für die in den Verfahren verwendeten ratenkompatiblen Faltungscodemethoden (RCC).

## Randbemerkung

Es wurde versucht, alle wesentlichen zum Verständnis der Arbeit notwendigen Grundlagen zu liefern. Trotzdem konnten nicht alle Begriffe erschöpfend erläutert werden. Zur allgemeinen Einführung in die Thematik möchte ich hier auf die folgenden Quellen verweisen [178, 125, 2].

## KAPITEL 2

---

# Leistungsmerkmale, Dienstgüte und Quellenverhalten mobiler Datenanwendungen

Quellenverhalten und geforderte Dienstgüteanforderungen sind wichtige Vorgaben für die Bewertung von Kommunikationssystemen. Dabei gibt die Dienstgüte die Qualität eines angebotenen Kommunikationsdienstes an, welche durch eine Reihe von Merkmalen (z.B. Durchsatz, Verzögerung, Fehlerquote, Zugriffsbeschränkungen, Verfügbarkeit und Kosten) zwischen Diensterbringer und Dienstbenutzer festgelegt wird. Die Garantie einer höheren Dienstgüte an die Teilnehmer kann dabei jedoch auch zu einer schlechteren Ausnutzung der vorhandenen Ressourcen führen.

Ist das Verhalten der Quellen bekannt, so können realistischere Aussagen über die zulässige Auslastung gemacht werden.

Das Quellenverhalten und die wesentlichen Merkmale der Dienstgüte aus dem Festnetz bekannter und zukünftiger Dienste sollen im folgenden dargestellt werden.

### 2.1 Dienstgütemerkmale in Mobilfunknetzen

Unabhängig von der gewählten Art des Dienstes beschreibt die Verfügbarkeit des Dienstes ein Merkmal der Dienstgüte. So muß man bei Mobilfunknetzen mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit davon ausgehen, daß an einem beliebigen Ort innerhalb des Versorgungsgebietes eines Mobilfunknetzes noch keine oder nicht immer eine Funknetzversorgung gegeben ist. Weiterhin kann für einen bestimmten Dienst die erforderliche Netzkomponente oder Netzfunktion nicht verfügbar sein, z.B. eine Interworking-Einheit oder eine Zusatzzdienstfunktion. Die Kennwerte für die Verfügbarkeit hängen von der Planung des jeweiligen Netzes ab.

### 2.1.1 Verfügbarkeit kanalvermittelter Dienste

Die Verfügbarkeit kanalvermittelter Dienste in Mobilfunknetzen kann durch die Blockierwahrscheinlichkeit und die Verbindungsabrißwahrscheinlichkeit beschrieben werden. Beide Größen werden bei der Netzplanung für die Spitzenlastannahmen als Entwurfsziel vorgegeben und sind von der aktuellen Last im System abhängig.

Dabei wird der mittlere getragene Verkehr ermittelt, bei dem die vorgegebene Blockierwahrscheinlichkeit gerade noch garantiert werden kann.

Aus der garantierten Blockierwahrscheinlichkeit kann bei einzeln betrachteten Zellen die Auslastung der vorhandenen Kapazität leicht berechnet werden (Erlang-B-Formel)[89], Beispiele sind in Tabelle 2.1 dargestellt. Dabei wurden GSM-typische Bündelstärken und Blockierwahrscheinlichkeiten ( $P_B$ ) von 2% bzw. 1% angenommen. Bei der Berechnung wird weiterhin eine negativ exponentiell verteilte Verbindungs- und Pausendauer mit beliebigen Mittelwerten und eine unendlich große Teilnehmerzahl angenommen.

Bündelstärke Anz. Kanäle	Max. Auslastung	
	$P_B = 0.02$	$P_B = 0.01$
7	42.8 %	36.1%
14	59.8 %	53.0%
28	73.4 %	67.2%
42	79.8 %	74.0%

Tabelle 2.1: Maximale Kanalauslastung bei Verlustsystemen

Weitere ungenutzte Kapazität entsteht dadurch, daß im GSM Kanäle nur als ganzzahlige Vielfache von 8 an eine Zelle vergeben werden können. Bei überlappenden Zellen kann jedoch durch einen netzgesteuerten Handover für eine gleichmäßige Belastung der Kanäle gesorgt werden. Die Blockierwahrscheinlichkeit läßt sich durch Einfügen von Warteplätzen verringern, deren Anzahl jedoch durch die dadurch entstehenden Wartezeiten begrenzt ist.

Qualität der Übertragung	Datenrate (1996)	erwartete Datenrate (1999)
Synthetische Sprachqualität (300-3400 Hz)	2-4 kbit/s	1-2 kbit/s
Telefon-Qualität (300-3400 Hz)	6-8 kbit/s (CELP)	4 kbit/s
Breitband-Sprache (50-7000 Hz)	32-64 kbit/s (G.722)	8-16 kbit/s
Breitband-Audio (20-15000 Hz)	32-64 kbit/s/Kanal	16-32 kbit/s/Kanal
HIFI-Audio (10-20000 Hz)	128 kbit/s/Kanal (MPEG-1)	64 kbit/s/Kanal

Tabelle 2.2: Datenraten unterschiedlicher Qualitäten von Audio-Übertragung

## 2.2 Sprach- und Datendienste in leitungsvermittelnden Netzen

### 2.2.1 Telefonie

Telefonie ist die Hauptanwendung mobiler Kommunikation. Dies liegt sicher in der weiten Verbreitung von Telefon-Endeinrichtungen und nicht daran, daß zu allen Kommunikationsbeziehungen Sprache immer das geeignete Medium darstellt.

Die bei der Übertragung von Audio-Signalen erforderliche Bitrate hängt stark von der erwarteten Qualität ab. Dabei ist neben der übertragenen Audio-Bandbreite die durch eingesetzte Codierverfahren erzeugte Störung entscheidend. In Tabelle 2.2 sind die aktuell notwendigen und in naher Zukunft (1999) erwarteten Datenraten von Quellcodierverfahren im Audio-Bereich angegeben.

Bei Sprache kann durch geeignete Kompressionsverfahren die benötigte Bitrate stark reduziert werden. Werden bei der Entwicklung der Codecs Kenntnisse über die Eigenschaften spracherzeugender Organe und des Gehörs zur Reduzierung der zu übertragenden Datenmenge eingesetzt, so lassen sich über derartige Codecs meist keine phasenmodulierten Signale übertragen, wie sie z.B. beim Einsatz eines Modem entstehen.

Die Codierverfahren zur Audio- und Sprachübertragung arbeiten zwar verlustbehaftet und erzeugen somit auch bei fehlerfreier Übertragung eine Störung. Diese Störungen werden jedoch so gewählt, daß sie auf das Hörergebnis bei einem menschlichen Zuhörer einen möglichst geringen Einfluß haben.

Zusätzlich kommt es bei der Codierung und Decodierung der Daten zu Signalverzögerungen in der Größenordnung eines Sprachrahmens. Beim Einsatz in Mobilfunksystemen kommen dazu noch die oft größeren Verzögerungen durch die kanalspezifischen Übertragungsverfahren. So beträgt die Verzögerung des Vollraten-Sprachcoder in GSM je nach Implementierung 25-30 msec, mit Kanalkodierung und Übertragung werden insgesamt 90 ms erreicht.

Von der ITU wird im Rahmen der Empfehlung ITU-T-G.114 für Zugangsnetze eine maximale Verzögerung von 20 ms empfohlen. Dieser Grenzwert wird jedoch in den meisten Mobilfunksystemen, selbst in drahtlosen Nebenstellenanlagen, überschritten.

Die Häufigkeit und Dauer von Telefongesprächen ist besonders bei der Planung von Mobilfunknetzen eine wichtige Berechnungsgrundlage. Diese Werte hängen jedoch vom Kreis der Teilnehmer, von der Tageszeit und vom aktuellen Tarif ab. Messungen aus Mobilfunknetzen konnten leider von keinem der beiden deutschen GSM-Netzbetreibern erhalten werden. Messungen aus dem Festnetz sind zwar nicht unbedingt auf ein Mobilfunknetz zu übertragen, sie stellen jedoch möglicherweise Grenzwerte für die zukünftige Nutzung von Mobilfunknetzen dar.

Die folgenden Ergebnisse aus Messungen im Rahmen dieser Arbeit in der Kreisvermittlungsstelle Aachen-Mitte der Telekom sollen Anhaltswerte für das Quellenverhalten liefern (Tabelle 2.3). Die Telekom Aachen stellte freundlicherweise Material aus einer Messung über die fünfte Kalenderwoche 1994 zur Verfügung.

Deutlich erkennbar ist, daß die zur Standardplanung eingesetzte Teilnehmeraktivität von 20 mErl nur am Wochenende vorkommt, während an Werktagen eine etwa doppelt so hohe Teilnehmeraktivität gemessen werden kann. Gegenläufig ist die Gesprächsdauer am Wochenende erheblich höher als an Werktagen.

Für die Entwicklung neuer paketvermittelnder Netze ist zusätzlich eine Beschreibung der Sprachaktivität innerhalb einer Telefonverbindung sinnvoll. Bei der Telefonie wechseln sich die Sprecher in der Regel ab, dies führt zu einer Kanalausnutzung von etwa 40 bis 60 Prozent.

	Anzahl der Verbindungen pro Stunde	Dauer in s	Verkehrswert in E	Verkehrswert / Teilnehmer in mE
<b>Vormittag</b>				
Mo - Fr	41 345	115	1 321.6	45.5
Samstag	14 546	140	566.2	19.5
Sonntag	9 591	206	549.1	18.9
<b>Nachmittag</b>				
Mo - Fr	3 1601	120	1 059.7	36.3
Samstag	11 887	167	554.1	19.0
Sonntag	9 349	196	509.8	17.6
<b>Abends</b>				
Mo - Fr	21 789	178	1 080.4	37.1
Samstag	12 870	176	632.3	21.7
Sonntag	11 308	215	675.8	23.3

Tabelle 2.3: Lastverteilung in den verschiedenen Tarifen (KVST Aachen-Mitte)

Brady modellierte die Aktivität der Sprache mit Markov-Modellen mit bis zu 6 Zuständen[13]. Die reale Aktivität der auf dem Funkkanal übertragenen Daten ist jedoch stark von dem gewählten Algorithmus zur Erkennung der Sprachaktivität (VAD, Voice Activity Detection) abhängig.

### 2.2.2 Gruppenkommunikation

Gruppenkommunikation ist eine in Bündelfunksystemen verbreitete, hauptsächlich im kommerziellen Bereich genutzte Anwendung. Bei zukünftigen Verschmelzungen von Telekommunikation und Verteilkommunikation ist jedoch vorstellbar, daß diese Form der Kommunikation auch im privaten Bereich eine weitere Verbreitung findet.

Die Sprachaktivität bei Gruppenkommunikation liegt noch niedriger als bei Telefonie. So kann man bei einem aktiven Teilnehmer von 4 bis 20 Nachrichten pro Stunde ausgehen, wobei eine Nachricht etwa 5 bis 20 Sekunden lang ist. Die Aktivität für Gruppenkommunikation innerhalb einer Zelle ist relativ gering, sie liegt beim Rangierfunk etwa zwischen 100 und 250 mE je Gruppe [36].

Die Verteilung der Länge der Übertragungsperioden kann durch eine Erlang-k-Verteilung modelliert, wobei Mittelwerte im Bereich 2..10 Sekunden bei

Verfahren	Übertragungsgeschwindigkeit (bit/s)
BELL 103	300
BELL 212A	1200
ITU-T V.21	300
ITU-T V.22	600, 1200
ITU-T V.22bis	2400
ITU-T V.23	75/1200
ITU-T V.32	4800, 7200, 9600
ITU-T V.32bis	4800, 7200, 9600, 12000, 14400
ITU-T V.34	2400, 4800, 7200, 9600, 12000, 14400, 16800, 19200, 21600, 24400, 26400, 28800
'V 34+' AT&T, Motorola, US Robotics	31200, 33600

Tabelle 2.4: Modem-Standards für analoge Telefonnetze

einer relativen Varianz von etwa 2 als bündelfunkspezifisch angenommen werden können.

Die Anforderungen der Sprachqualität ist mit der Telefonie vergleichbar, die Anforderungen an die maximale Verzögerungen sind jedoch wesentlich geringer. So fordern die europäischen Bahnen (UIC, Union Internationale de Chemin de fer), daß zwischen dem Anmelden eines Sendewunsches (Push To Talk) und Sendebereitschaft eine maximale Zeit von 250 ms vergeht.

### 2.2.3 Datendienste aus dem analogen Fernsprechnetz

Zur Übertragung digitaler Informationen werden im analogen Fernsprechnetz Modems (Modulator / Demodulator) eingesetzt. Die Datenrate dieser Modems wurde im Laufe der Jahre immer weiter gesteigert, die meisten Standards sind abwärts kompatibel, so daß sich zwei unterschiedliche Modems jeweils auf die größte gemeinsame Datenrate einstellen. Tabelle 2.4 stellt die am weitesten verbreiteten Verfahren zusammen.

Auf der anderen Seite sind die Datenraten in Mobilfunknetzen zur Zeit noch vergleichbar gering, da die Datenrate meist durch die einer Sprachverbindung vorgegeben wird. So bietet das GSM-Mobilfunksystem nur eine gesicherte Datenübertragung bis zu einer Rate von 9.6 kbit/s an.

Daraus ergibt sich ein Bedarf an neuen Datendiensten mit höheren Raten, was z.B. durch die parallele Nutzung mehrerer Verkehrskanäle ermöglicht werden kann.

Datenrate, Fehlerrate und Verzögerung hängen je nach gewähltem Dienst von der aktuellen Qualität des Funkkanals ab.

Die Dauer einer Datenübertragung ist neben der Menge der zu übertragenden Daten von der Qualität des Kanals abhängig, eine minimale Verbindungszeit ist jedoch gegeben durch die Dauer zur Synchronisation und zum Einstellen von Bitrate und Übertragungsparametern. Sie liegt je nach verwendetem Verfahren zwischen 5 und 35 Sekunden. Bei absinkender Übertragungsqualität wird z.B. die Datenübertragung unterbrochen oder auf eine geringere Bitrate zu einem kompatiblen Standard zurückgeschaltet.

### Übertragung von Telefax-Dokumenten

Für das am weitesten verbreitete Verfahren zur Übertragung von Telefax-Dokumenten im analogen Fernsprechnetz, der Telefax-Gruppe 3 nach ITU-T T.30 und T.4, werden neben Geräten mit der Standarddatenrate von 9600 bit/s auch immer häufiger Geräte mit höheren Datenraten (z.B. 14400 kbit/s) angeboten und eingesetzt. Bei der FAX-Übertragung wurde keine fehlertolerante Quellcodierung festgelegt, da im analogen Festnetz die Fehlerraten sehr gering sind und stark büschelartig auftreten. So führt ein einzelner Bitfehler aufgrund der Lauflängencodierung zu einer Zerstörung der restlichen Zeile. Da der Fehler nicht lokalisiert werden kann, wird entweder die gestörte Zeile ausgegeben oder die Zeile wird gar nicht erst gedruckt.

Wird innerhalb der Dauer von 5 Sekunden keine korrekt codierte Zeile empfangen, so wird die Verbindung vom FAX-Gerät ausgelöst.

Bei der Übertragung von Gruppe-3-FAX-Dokumenten wird die analoge Fernsprechleitung im Halb-Duplex-Modus genutzt. In den unterschiedlichen Phasen werden verschiedene Bitraten eingesetzt, in den Signalisierphasen (Phasen **B** und **D**) wird mit 300 bit/s, in der Datenübertragungsphase (Phase **C**) wird mit der Nominalbitrate (z.B. 9600 bit/s) übertragen.

Die wechselnden Raten und der Halbduplex-Betrieb führen bei leitungsvermittelten Systemen zu einer schlechten Ausnutzung des Kanals.

In Zusammenarbeit mit der Nachrichtentechnischen Zentrale (NTZ) und dem Rechenzentrum der RWTH Aachen wurden über einen Zeitraum von acht Monaten sowohl der Telefon- als auch der FAX-Verkehr der Hochschu-

le untersucht. Da alle FAX-Geräte der RWTH an einer eigenen Nebenstellenanlage angeschlossen sind, konnte eine vergleichende Messung gemacht werden (Tabelle 2.5).

	<b>Telefonverkehr</b>	<b>FAX-Verkehr</b>
Anzahl der Anschlüsse	6 648	373
Anzahl der Verbindungen	1 682 704	130 263
Mittlere Verbindungsduer	135s	95s
Anteil Ortsverbindungen	48%	16%

Tabelle 2.5: Messung des Telefon- und FAX-Verkehrs (RWTH Aachen 1994)

## Videotelefonie

Durch den Entwicklungsstand von Videocodierverfahren ist die Videotelefonie heute neben dem ISDN auch über Modem-Verbindungen im analogen Fernsprechnetz möglich. Neue, sehr rechnezeitaufwendige Codierverfahren sollen in Zukunft Bewegtbildübertragung mit wenigen kbit/s ermöglichen

Qualität der Übertragung	Datenrate (1996)	erwartete Datenrate (1999)
Videotelefonie mit niedriger Bildwiederholrate	12-32 kbit/s	6-16 kbit/s
Videotelefonie	16-64 kbit/s	10-32 kbit/s
Fernsehübertragung mit niedriger Bildwiederholrate und niedriger Auflösung	64-128 kbit/s	24-64 kbit/s
Fernsehübertragung mit niedriger Auflösung	128-500 kbit/s	48-128 kbit/s
Fernsehübertragung (Low-Quality)	1200 Mbit/s	500-1000 kbit/s

Tabelle 2.6: Datenraten aktueller und erwarteter Video-Übertragungsverfahren

(MPEG-4) [72]. Mit den zur Zeit standardisierten Codierverfahren (z.B. ITU-T H.263) lassen sich bereits heute akzeptable Bewegtbildsequenzen bei Datenraten unter 32 kbit/s übertragen.

Die genutzten Datenraten hängen, wie schon bei der Audiokompression von der Auflösung und den Qualitätseinbußen ab (Tab. 2.6). Dabei kann oft auf Kosten der Bildwiederholfrequenz eine höhere Einzelbildqualität gewählt werden. Der Ausfall von Bildern hat geringere Bedeutung als ein Tonausfall bei der rein akustischen Telefonie.

Da sich bei Videobilddaten der Informationsgehalt über der Zeit stark ändern kann, sind prinzipiell zwei Kompressionskonzepte möglich. Zum einen kann auf einem Kanal eine konstante Bitrate durch Adaption der Qualität erreicht werden. In Netzen mit variabler Bitrate kann dagegen eine nahezu gleiche Qualität angeboten werden.

Die Verzögerungsanforderungen bei Videotelefonie sind ähnlich der bei Telefonie, auf Kanälen mit niedriger Datenrate ergeben sich jedoch allein aufgrund der niedrigen Bildwiederholrate erheblich höhere Verzögerungen. Bei dem sehr attraktiven Dienst der uni-direktionalen Videoübertragung hat die Verzögerung außerdem eine geringere Bedeutung.

## 2.3 Dienstgüteanforderungen und Leistungsmerkmale in X.25-Anwendungen

Für Anwendungen wie Datenbankabfrage (Retrieval) oder Anbindung entfernter Datenendeinrichtungen an Zentralrechner (Remote Terminal) eignen sich paketvermittelte Netze besonders gut, da der meist büschelartige Verkehr in diesen Netzen effizienter getragen werden kann und diese Effizienz durch geringere Benutzungsgebühren auch an den Kunden weitergegeben wird. Trotzdem ist die Verbreitung solcher Dienste neben der von Telefon oder FAX sehr gering, da dafür ein eigener X.25-Anschluß erforderlich ist. X.25 unterscheidet die Durchsatzklassen: 75, 150, 300, 600, 1200, 2400, 4800, 9600, 19200, 48000, 64000 bit/s. Diese Datenraten werden jedoch durch Protokollsteuerinformationen bei kleinen Paketlängen (typisch ist 128 Octets = 1024 bit) und geringer Fenstergröße deutlich reduziert. So kann bei ungünstiger Einstellung auf einem Kanal mit Nominalrate 9.6 kbit/s oft nur mit einer Nutzdatenrate von 4.9 kbit/s übertragen werden.

Protokoll	Ports	Anwendung
TELNET	23	zur interaktiven Terminalverbindung
X0	6000	zur interaktiven Verbindung grafikfähiger Terminals
FTP	20,21	zur Dateiübertragung
SMTP	25	zur Übertragung elektronischer Post
WAIS	60	zur textbasierten Datenbankrecherche
GOPHER	70	zur textbasierten Informationsauswahl
HTTP	80	zur multimedialen Informationsauswahl (WWW)

Tabelle 2.7: Übersicht charakteristischer TCP-Anwendungsprotokolle

## 2.4 Dienstgüteanforderungen und Leistungsmerkmale in Internetanwendungen

Das Internet verzeichnet seit der Anbindung an den Massenmarkt durch kommerzielle Online-Dienstanbieter ein dramatisches Wachstum. Dabei fördern sich Verbreitung und Dienstangebot gegenseitig.

Die im Internet eingesetzten Protokolle haben sich in den letzten zehn Jahren als Quasistandard für die Kommunikation zwischen Rechnern verschiedener Hersteller etabliert.

### 2.4.1 Übliche Anwendungen im Internet

Die heute im Internet eingesetzte Protokollfamilie wird unter dem Oberbegriff TCP/IP zusammengefaßt. Das Kommunikationsprotokoll TCP (Transmission Control Protocol) stellt dabei ein verbindungsorientiertes Transportschichtprotokoll, das IP (Internet Protocol), ein verbindungsloses Vermittlungsprotokoll dar.

Der Internet-Protokollstapel ist auf verschiedensten physikalischen Übertragungsmedien nutzbar. Obwohl auch ein verbindungsloses Transportprotokoll (User Datagram Protocol, UDP) existiert, werden im folgenden nur die TCP-basierten Anwendungen betrachtet. In den anwendungsorientierten Schichten sind eine Vielzahl von unterschiedlichen Anwendungsprotokollen definiert, deren Dienstzugangspunkte im Internet Ports genannt werden. In Tabelle 2.7 werden nun einige für TCP charakteristische Anwendungprotokolle zusammengefaßt.

### 2.4.2 Messung des Datenverkehrs verschiedener Anwendungen im Internet

Die Bedeutung des Internet wird auch auf den Bereich der mobilen Kommunikation Auswirkungen haben. So sind verschiedene bestehende Dienste auch in Mobilfunknetzen zu realisieren und neue Anwendungen denkbar, die gerade in mobiler Umgebung sinnvoll sind.

Die üblichen Datenraten lokaler Datennetze sind deutlich größer als die öffentlicher Mobilfunksysteme. Die hohen Bitraten sind jedoch im Multiplex und aufgrund der verwendeten Protokolle für den Teilnehmer auch in einem lokalen Netz nicht nutzbar. TCP/IP erreicht durch Übertragung der eigenen Protokollsteuerinformationen bei limitierter Gesamtpaketlänge (Maximum Transfer Unit, MTU) und die übliche Drei-Wege-Quittierung in manchen Anwendungen nur einen sehr geringen Nutzdurchsatz. Durch die limitierte Gesamtpaketlänge der Teilstrecke mit kleinstem MTU führt die TCP-Flußsteuerung zu einer weiter reduzierten Nutzdatenrate.

**Beispiel:** Ein 10Mbit/s Ethernet kann einen Verkehr von etwa 4 Mbit/s tragen, bei mehr als 60 angeschlossenen Knoten bleibt für jeden im Mittel weniger als 64kbit/s. TCP (TCP-Header = 20 byte) und IP (IP-Header = 48 byte) führen bei einer üblichen MTU von 512 byte zu einem Nutzdatenanteil von 86,7%, die im Telnet-Protokoll übliche 1-Byte-weise Datenübertragung zusammen mit der Drei-Wege-Quittierung zu einem Nutzdatenanteil von weniger als 1%.

### Meßaufbau für den Datenverkehr in Internetanwendungen

Messungen (1994) am lehrstuhleigenen Ethernet, das etwa 50 Workstations über ein hochschulweites Hochgeschwindigkeitsnetz (FDDI) mit dem Internet verbindet und Übergänge zu öffentlichen Netzen (PSTN, ISDN und PSPDN) hat, sollten Klarheit über den Datenverkehr in Internetanwendungen schaffen.

Der Meßaufbau wertete alle IP-Pakete aus, bei denen der Dienstanbieter (Server) ein Knoten außerhalb des lokalen Netzes war. Damit wurden Zugriffe auf den lokalen FTP-Dienst<sup>1</sup> (Anonymous FTP) und den lokalen www-

---

<sup>1</sup> <ftp://ftp.comnets.rwth-aachen.de>

Dienst<sup>2</sup> nicht berücksichtigt, die das Ergebnis durch den geringen Bestand verfälscht hätten.

### Messungen des Gesamtverkehrs

Messungen ergaben, daß die Auslastung des lokalen Netzes durch IP-Pakete zeitlich schwankte, periodisch auftretende Spitzen weisen auf automatisch ablaufende zeitgebundene Kommunikationsprozesse im Betriebssystem hin. Weiterhin konnte gemessen werden, daß der verbindungsorientierte Verkehr (TCP) nur etwa 10% der Netzzlast des gesamten Verkehrs (IP) darstellt. Die restlichen 90% gehen zulasten verbindungsloser Dienste (UDP), welche z.B. durch das eingesetzte verteilte Dateisystem (NFS, Network File System) bei fast jedem Plattenzugriff einen Netzzugriff nach sich zieht.

Da Dienste auf Basis des verbindungsorientierten Protokolls TCP bei mobilen Anwendungen eher erwartet werden, wurden in den weiteren Messungen nur TCP-Pakete berücksichtigt.

### Verbindungsbezogene Messungen des TCP-Verkehrs

Ausgewertet wurden die IP-Pakete, die zu TCP-Verbindungen der bekannten Diensten aus Tabelle 2.7 gehören. Die Dienste wurden über die TCP-Port-Nummer (z.B. 20, 21, 23, 25, 70, 80 und 6000) identifiziert und werden im folgenden mit den entsprechenden Kürzeln des dazugehörigen Protokolls bezeichnet.

Gemessen wurden neben der Dauer, mittlerer Datenrate und Anzahl der Pakete pro Verbindung auch die Asymmetrie der Verbindung. Sie setzt den Verkehr vom Dienstnutzer (Client) zum Dienstanbieter (Server) mit der jeweiligen Gegenrichtung ins Verhältnis. Diese Kenngrößen charakterisieren die zu erwartende Auslastung des Hin- und Rückkanals bei der Übertragung. Von der Bewertung dieser Größe kann es abhängen, ob eine Duplex-Verbindung sinnvoll ist oder nicht.

Tabelle 2.8 zeigt die mittlere Anzahl der Pakete pro Verbindung für verschiedene Dienste. Dabei fällt besonders der interaktive Dienst TELNET durch eine relativ große Anzahl von über 1000 Paketen pro Verbindung auf. Bei SMTP und Gopher treten im Mittel nur etwa 20 bis 40 Pakete pro Verbindung auf.

---

<sup>2</sup><http://www.comnets.rwth-aachen.de>

Dienst	FTP Ctrl	FTP Data	SMTP	Gopher	HTTP	TELNET
TCP-Port	21	20	25	70	80	23
Mittlere Dauer einer Verbindung in s	243	40	24	46	15	380
Mittlere Datenmenge pro Verbindung in kbit	44.6	415.0	82.6	90.7	140.1	510.4
Mittlere Datenrate pro Verbindung in kbit/s	0.2	10.4	3.4	2.0	9.3	1.3
Anzahl der Pakete pro Verbindung	79	118	34	23	53	1 017
Nutzdatenanteil	4%	85%	78%	86%	79%	3%
Asymmetrie der Verbindung Basis: Pakete	1.2	1.7	1.1	1.5	1.1	0.8
Asymmetrie der Verbindung Basis: Bits	2.3	20.7	3.0	18.0	3.9	1.9

Tabelle 2.8: Zusammenfassung der Ergebnisse der Messung der TCP-Verbindungen

Weiterhin ist in Tabelle 2.8 die mittlere Anzahl der übertragenen Bits innerhalb einer Verbindung für die untersuchten Dienste angegeben. Diese Werte schließen die Header der Protokolldateneinheiten von TCP und IP mit ein. Der Datenport für das FTP (FTP-DATA) trägt neben dem TELNET die größten Datenmengen, mit einem durchschnittlichen Wert von über 400 kbit pro Verbindung. Die Dienste SMTP und Gopher liegen mit Werten von unter 100 kbit pro Verbindung weit darunter. Der Nutzdatenanteil in Telnet-Verbindungen ist jedoch mit 3% sehr gering.

Messungen der Universität Helsinki hatten 1993 gezeigt, daß die mittlere Länge von versendeten E-Mail-Nachrichten etwa 1000 byte entspricht. Die im Rahmen dieser Arbeit durchgeföhrten Messungen zeigen, daß durch die zusätzlich übertragene Protokollsteuerinformation eine deutlich größere Datenmenge je SMTP-Verbindung zu übertragen ist.

Natürlich wird sich aber auch die mittlere Nachrichtenlänge durch eine stärkere Verbreitung multimedialer Nachrichten im Laufe der letzten Jahre vergrößert haben.

Bei der mittleren Dauer der einzelnen Verbindungen zeigt sich (Tab. 2.8), daß eine TELNET-Verbindung im Mittel über 5 Minuten bestehen bleibt, die Verbindung für die Übertragung von E-Mails mit dem SMTP hingegen existiert im Mittel nur für 25 Sekunden. Dabei ist jedoch zu beachten, daß eine Telnet-, Gopher- oder eine FTP-Verbindung (Control) über die gesamte Dauer der Kommunikationsbeziehung bestehen bleibt, während eine FTP-DATA- oder WWW-Verbindung nur für die Dauer einer Anforderung besteht. Dies führt dazu, daß innerhalb dieser Verbindungen für eine Anforderung hohe Datenraten festzustellen sind.

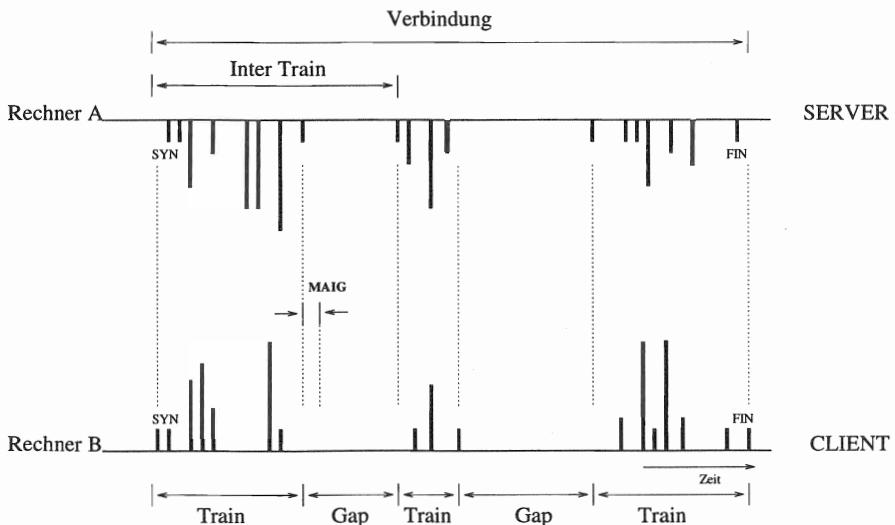
In der Tabelle 2.8 sind die Ergebnisse zusammenfassend für die untersuchten Dienste dargestellt.

### Packet Train bezogene Messungen des TCP-Verkehrs

Die im letzten Abschnitt gemessenen Kenngrößen beziehen sich jeweils auf eine gesamte Verbindung. Selbst wenn diese nur sehr kurz sein kann, so kann das burshafte Verhalten, durch das die meisten Internetanwendungen charakterisiert sind, nicht erkannt oder wiedergegeben werden. Die Beschreibung des Prozesses für die Zwischenankunftszeiten der IP-Pakete führt schnell zu sehr komplexen Modellen, da ein Verhalten, wie es aufgrund von Flusssteuerung und Zeitbedingungen entsteht, von vielen Variablen abhängt. Eine einfachere Beschreibung ermöglicht das Packet-Train-Modell von JAIN und ROUTHIER [74].

Für die Auswertung des gemessenen Ethernetverkehrs ist folgende Definition der Packet-Trains entscheidend.

Der Parameter MAIG (Maximum Allowed Inter-car-Gap) legt fest, welche Zwischenankunftszeiten innerhalb eines Packet-Trains erlaubt sind. Übersteigt die Dauer zwischen zwei IP-Paketen den MAIG, so werden dadurch Ende und Anfang zweier aufeinanderfolgender Packet Trains definiert. Der erste bzw. letzte Packet Train ist durch eine Verbindungseinrichtung (IP-

Abbildung 2.1: *Packet Trains und Gaps einer TCP-Verbindung*

Pakete mit gesetztem SYN-bit) oder eine Verbindungsauflösung (IP-Paket mit gesetztem FIN-bit) definiert.

Die Abbildung 2.1 zeigt eine Darstellung einiger Trains einer Verbindung und die zugehörigen Parameter, wie die Train-Dauer, die Gap-Zeit und die Inter-Train-Zeit. Die Länge der Striche soll dabei die Größe des jeweiligen IP-Pakets darstellen.

Das Packet-Train-Modell kann auch durch einen 2-gliedrigen MMPP (Markov-Modulierter-Poisson-Prozeß)[54] beschrieben werden. Abbildung 2.2 zeigt die beiden möglichen Zustände des Modells. Der obere ist der Zustand *TRAIN*, hier werden mit der Intensität  $\lambda_{packets}$  Pakete generiert. Im Zustand *IDLE (GAP)* werden keine Pakete generiert; es handelt sich um die Phasen, in denen keine Daten ausgetauscht werden. Zusätzlich sind noch die Übergangssintensitäten  $\lambda_{gt}$  und  $\lambda_{tg}$  zwischen den beiden Zuständen zur Parametrisierung des Modells notwendig.

Dieses Modell kann dann in Simulationen zur Bewertung von Datenübertragungsprotokollen als Lastmodell des jeweiligen Dienstes verwendet werden. Die Ergebnisse der Messungen und die daraus folgenden Modellparameter sind in der Tabelle 2.9 zusammengefaßt. In den Messuragen wurde die MAIG-

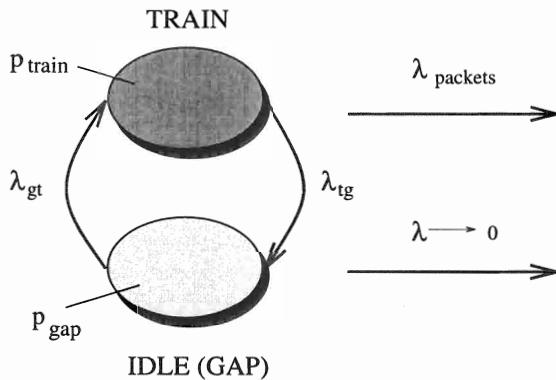


Abbildung 2.2: Das MMPP-Modell für die Packet Trains

Zeit auf 3 Sekunden festgelegt.

Zwei weitere interessante Ergebnisse der Messungen sind, daß die Aktivität der betrachteten Dienste zwischen 0.1 und 0.5 liegen und daß die mittlere Nutzdatenrate selbst in einem Packet-Train unter 20 kbit/s liegt, was einen Einsatz in mobiler Umgebung realisierbar erscheinen läßt.

Dienst	Gap		Train				
	Dauer [s]	$\lambda_{gt}$ [1/s]	Dauer [s]	$\lambda_{tg}$ [1/s]	$p_{train}$	$\lambda_{Paket}$ [1/s]	Datenrate [kbit/s]
TELNET	43.6	0.02	8.3	0.12	0.16	1.92	0.1
SMTP	25.0	0.04	2.8	0.36	0.10	1.36	1.8
FTP	6.2	0.16	0.7	1.43	0.10	5.29	3.2
FTP-Data	23.7	0.04	21.0	0.05	0.47	2.38	12.3
HTTP	114.2	0.01	73.3	0.01	0.39	0.34	0.2
X0	1.0	1.00	0.2	6.67	0.13	163.67	19.2

Tabelle 2.9: Ergebnisse der Packet-Train-Messungen ( $MAIG = 3s$ )

## KAPITEL 3

---

# Der GSM-/DCS-1800-Mobilfunkkanal

Beim Mobilfunk muß mit starken Übertragungsstörungen gerechnet werden. Die Eigenschaften des Mobilfunkkanals sind stark von Frequenz, benutzerter Bandbreite, Modulationsart, Übertragungsdistanz und Morphostruktur und den genutzten Komponenten wie Sender, Empfänger und Antennen abhängig.

Für die Untersuchung von Protokollen für Mobilfunkanwendungen ist eine geeignete Modellierung des Funkkanals erforderlich.

### 3.1 Charakteristika der Funkübertragung im GSM

#### 3.1.1 Pegeldämpfung

Die Feldstärke einer elektromagnetischen Welle im freien Raum nimmt umgekehrt proportional mit der Entfernung zum Sender ab, und die Empfängereingangsleistung schwindet daher mit dem Quadrat der Entfernung  $d$ . Berücksichtigt man auch die zusätzlichen Verluste, die durch z.B. unebenes Gelände, dichten Bewuchs, Brechung und Streuung an größeren Hindernissen die realen Verhältnisse der Wellenausbreitung beschreiben, so fällt die Empfangsleistung mit einem Ausbreitungskoeffizienten  $\gamma$  ab:

Die Empfängereingangsleistung  $P_E$  hängt dann wie folgt von der vom Sender abgestrahlten Leistung  $P_S$  ab:

$$P_E = P_S \cdot g_S \cdot g_E \cdot \left(\frac{\lambda}{4\pi}\right)^2 \cdot \frac{1}{d^\gamma} \quad (3.1)$$

Dabei stehen  $g_S$  und  $g_E$  für die entsprechenden Antennengewinne,  $\lambda$  ist die Wellenlänge und  $d$  der Abstand zwischen Sender und Empfänger.

Realistische Werte für den Ausbreitungskoeffizienten  $\gamma$  liegen zwischen 2 und 5.

Oft wird Gleichung (3.1) logarithmisch in dB dargestellt:

$$\begin{aligned} L &= 10 \cdot \log \frac{P_E}{P_S} \\ &= 10 \log g_S + 10 \log g_E + 10 \log \frac{\lambda^2}{16\pi^2 \cdot d^\gamma} \end{aligned} \quad (3.2)$$

$$= G_S + G_E + L_P \quad (3.3)$$

Der Faktor  $L_P$  wird dabei als Ausbreitungsdämpfung oder Pfadverlust bezeichnet.

Durch atmosphärische Einflüsse weicht der berechnete Wert oft von der tatsächlich gemessenen Dämpfung ab. Aufgrund von Messungen entstandene heuristische Formeln für verschiedene Geländetypen und Morphologietypen zur Berechnung, z.B. das Modell von Hata und Okumura [77]. Für quasiebenes Gebiet mit städtischer Bebauung lautet die Formel:

$$\begin{aligned} \frac{L_P}{\text{dB}} = 69.55 &+ 26.16 \log \frac{f}{\text{MHz}} - 13.82 \log \frac{h_T}{\text{m}} - a(h_R) \\ &+ (44.9 - 6.55 \log \frac{h_T}{\text{m}}) \log \frac{d}{\text{m}} \end{aligned} \quad (3.4)$$

Die Gleichung gilt für Frequenzen  $f$  von 150-1500 MHz, (effektive) Senderantennenhöhe  $h_T$  von 30 – 200 m und Entfernungen  $d$  von 1-20 km.  $a(h_R)$  ist ein Korrekturfaktor für die Höhe der Empfangsantenne  $h_R$  ( $h_R = 1.5 \text{ m} \rightarrow a(h_R) \approx 0$ ). Für GSM (Frequenzen um 900 MHz) und einer Antennenhöhe der Basisstation von 30 m ergibt sich aus Gl. (3.4) dann:

$$\frac{L_P}{\text{dB}} = 126.42 + 35.22 \log \frac{d}{\text{km}} \quad (3.5)$$

Dies entspricht etwa einem Wert des Ausbreitungskoeffizienten von  $\gamma = 3.5$ .

### 3.1.2 Pegeleinbrüche durch Abschattung (Shadowing)

Hindernisse im Freien wie Berge und Gebäude oder Wände in Räumen verhindern eine direkte Wellenausbreitung und unterbinden so den kürzesten und häufig auch den ungestörtesten Weg zwischen Sender und Empfänger. Durch Abschattung sinkt der Signalpegel lokal deutlich unter den Mittelwert mit einer Ausdehnung der Abschattungsbereiche von etwa 100 m bei 900 MHz.

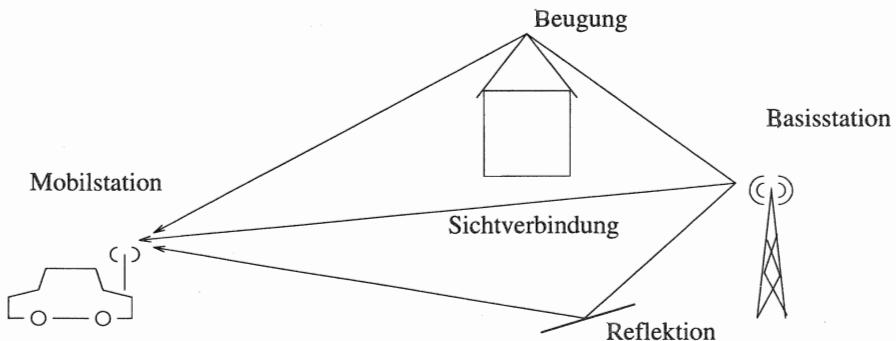


Abbildung 3.1: Mehrwegeausbreitung

### 3.1.3 Signalschwund durch Mehrwegeausbreitung (Fading)

Mit Schwund (Fading) bezeichnet man die Schwankungen der Amplitude des Empfangssignals, die durch ausbreitungsspezifische Störungen entstehen [172]. Aufgrund von Fading kommen gesendete Signale über verschieden lange Pfade phasenverschoben beim Empfänger an und überlagern sich dort. Diese Interferenz kann das empfangene Signal verstärken, verzerren oder fast auslöschen.

### 3.1.4 Gleich- und Nachbarkanalstörungen

Störung durch andere Stationen treten als Gleich- bzw. Nachbarkanalstörungen auf.

Obwohl in benachbarten Zellen nicht die gleichen Frequenzen benutzt werden, können durch Überreichweiten oder Reflektionen Stationen neben dem Nutzsignal auch Gleichkanalstörer empfangen. Dabei wird die Mobilstation durch fremde Basisstationen gestört, die Basisstation durch fremde Mobilstationen.

Außerdem sind trotz der relativ geringen Bandbreite der verwendeten Modulation im GSM (GMSK mit  $BT=0.3$ ) die Nachbarkanalstörungen nicht vernachlässigbar, da der GSM-Standard einen Grenzwert von bis zu -9dB zuläßt[157].

Gleich- und Nachbarkanalstörungen haben in interferenzbegrenzten Systemen wie z.B. dem GSM-System eine größere Störwirkung als Rauschsignale

gleicher Leistung und sind somit für die Dimensionierung von Mobilfunksystemen von entscheidender Wichtigkeit. Die Größe der Gleichkanalstörung hängt von der Zellplanung, sowie von den Algorithmen für Verbindungsweitergabe (Handover), Leistungssteuerung (Power Control), und Sendeverzicht (Discontinuous Transmission) und Frequenzsprung (Frequency Hopping) ab[125].

Die Qualität der Dienste nimmt mit fallendem Träger-zu-Störleistungsverhältnis ( $C/I$ ) stark ab. Somit wird ein Mobilfunksystem mit bestimmten Mindestwertwahrscheinlichkeiten dimensioniert, z.B.  $C/I_{90} = 9dB$ . (Die Wahrscheinlichkeit, bei einer Verbindung ein  $C/I > 9dB$  zu erhalten, ist 90%).

### 3.2 Statistische Eigenschaften von Fadingprozessen

Die Ausbreitung elektromagnetischer Wellen kann nur bei künstlich erzeugten, idealen Geländen exakt berechnet werden, z.B. durch Raytracing-Verfahren (Strahlenrückverfolgung).

Da solche Verfahren sehr rechenaufwendig sind und nur begrenzt für reale Gelände verwendet werden können, werden häufig stochastische Modelle zur Funkausbreitungsberechnung genutzt.

So lassen sich z.B. die Auswirkungen von Mehrwegeausbreitung und Doppellereffekt gut durch Verzögerungs-Leistungs-Profile (Delay Power Profiles) stochastisch beschreiben. Der Kanal wird dabei durch ein vom Geländetyp abhängiges Filter im Zeitbereich modelliert. Für GSM und DCS-1800 hat die Gruppe COST-207 [51] die Filterkoeffizienten für verschiedene Geländetypen angegeben. Dieses Verhalten ist von der Geschwindigkeit der Mobilstation abhängig, so daß die Kanäle meist durch eine Kombination aus Gelände und Geschwindigkeit klassifiziert werden (z.B. typical urban (TU-50), hilly terrain (HT-50)).

Wenn Modulationsart und Empfängertyp feststehen, reicht eine stochastische Modellierung des Kanals im Basisband oft aus. Empfangspegel und -leistung eines gestörten Signals können dabei, bei geeigneter Wahl der Zeitabschnitte, als stationäre stochastische Prozesse angesehen werden. Dabei erlauben bereits einige wenige stochastische Prozesse eine ausreichend realitätsnahe Modellierung.

Der Lognormal-Prozeß bildet Abschattungseffekte nach. Die Zufallsvariable des Logarithmus der Ausbreitungsdämpfung kann dabei normalverteilt, mit

dem Mittelwert der entfernungsabhängigen Dämpfung angenommen werden.

In Gebieten ohne direkten Pfad kann die Auswirkungen von Mehrwegeausbreitung und Dopplereffekt durch Überlagerung des Rayleigh-Prozeß modelliert werden, dessen Mittelwert dem aktuellen Wert der Zufallsvariablen des Lognormal-Prozesses entspricht. Der Rice-Prozeß erweitert den Rayleigh-Prozeß unter Einbeziehung eines direkten Pfades.

Durch die Verknüpfung von Rayleigh- und Lognormal-Prozeß erhält man den **Suzuki-Prozeß**.

### 3.2.1 Pegelverteilungsdichtefunktionen

#### Rayleigh-Prozeß

Wird ein Signal durch den Dopplereffekt und Mehrwegeausbreitung derart gestört, daß die Richtung aller Anteile gleichwahrscheinlich sind und die Dopplerverzögerung einen zufälligen Wert annimmt, so hat dies für das Basisband am Empfangsort folgende Bedeutung:

Inphase- ( $y_I(t)$ ) und Quadraturkomponente ( $y_Q(t)$ ) des Basisbandsignals sind durch zwei voneinander stochastisch unabhängige mittelwertfreie Gauß-Prozesse mit Varianz  $\psi_R^2$  darstellbar [139]. Die Amplitudenwerte der Einhüllenden des Empfangssignals

$$\xi(t) = \sqrt{y_I^2(t) + y_Q^2(t)}$$

lassen sich durch eine Rayleigh-Verteilungsdichtefunktion beschreiben:

$$p_\xi(\xi) = \frac{\xi}{\psi_R^2} \exp\left(-\frac{\xi^2}{2\psi_R^2}\right), \quad \xi \geq 0$$

mit dem Mittelwert und Varianz:

$$\begin{aligned} m_\xi &= E\{\xi(t)\} = \sqrt{\frac{\pi}{2}\psi_R^2} \\ \sigma_\xi^2 &= E\{\xi^2(t)\} - m_\xi^2 \\ &= (2 - \frac{\pi}{2})\psi_R^2 \end{aligned}$$

Betrachtet man das Signal-zu-Rauschleistungs-Verhältnis  $\gamma(t)$  für konstante Rauschleistung  $N$  (Für GSM liegt  $N$  etwa bei  $-116 \text{ dBm} \equiv 1.26 \cdot 10^{-12} \text{ mW}$ ),

$$\gamma(t) = \frac{S(t)}{N(t)} = \frac{\xi^2(t)}{\text{const}}$$

so ergibt sich daraus folgende auf den Erwartungswert  $\Gamma = E\{\gamma\}$  normierte Verteilungsdichte:

$$p_\gamma(\gamma) = \frac{1}{\Gamma} \exp\left(-\frac{\gamma}{\Gamma}\right) \quad (3.6)$$

### Rice-Prozeß

Berücksichtigt man direkte Pfade mit der Leistung  $c^2/2$ , so ergibt sich die Verteilungsdichte der Amplitudenwerte der Einhüllenden des Empfangssignals:

$$p_r(r) = \frac{r}{\psi_R^2} \exp\left(-\frac{r^2 + c^2}{2\psi_R^2}\right) \cdot I_0\left(\frac{rc}{\psi_R^2}\right), \quad r \geq 0$$

$I_0$  ist dabei die modifizierte Besselfunktion erster Art der Ordnung 0.

### Lognormal-Prozeß

Der die Abschattung beschreibende Prozeß  $\zeta(t)$  nimmt nun Werte an, deren Logarithmus um den Mittelwert der entfernungsbedingten Dämpfung ( $m$ ) normalverteilt ist. Somit hat die Verteilungsdichtefunktion des Empfangspegels folgende Form:

$$p_\zeta(\zeta) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\psi_L\zeta} \exp\left\{-\frac{(\ln(\zeta) - m)^2}{2\psi_L^2}\right\}, \quad \text{für } \zeta \geq 0 \quad (3.7)$$

Dabei gibt  $\psi_L$  das Ausmaß der Schwankungen durch die Abschattung an. Bei Fahrten durch bebautes Gebiet sind Werte von  $\psi_L$  bis etwa 0.8 ( $\approx 7\text{dB}$ ) angemessen [97]. Für den Empfangspegel ergeben sich folgende Kennwerte:

$$\begin{aligned} m_\zeta &= E\{\zeta(t)\} = \exp(m + \frac{\psi_L^2}{2}) \\ \sigma_\zeta^2 &= \exp(2\psi_L^2 + 2m) - \exp(\psi_L^2 + 2m) \end{aligned}$$

## Modellierung des Störabstand-Prozesses (C/I)

Obwohl Nutz- und Störleistung durch voneinander abhängige Zufallsprozesse bestimmt werden, lässt sich der Prozeß des Träger-zu-Störleistungs-Verhältnisses nicht einfach beschreiben.

Die Verteilungsfunktion der Störleistung lässt sich jedoch in weiten Bereichen gut durch eine Lognormal-Verteilung approximieren.

### 3.2.2 Autokorrelation der Prozesse

Bei der Untersuchung von Kommunikationsprotokollen reicht eine Annahme einer mittleren Bitfehlerwahrscheinlichkeit oder einer Verteilung allein nicht aus. Zusätzlich ist auch die Korrelation zwischen Bitfehlerwahrscheinlichkeiten von entscheidender Bedeutung. Dabei können zeitlich zusammenhängende Störungen zu Fehlerbüscheln führen. Beispielsweise reduzierten Fehlerbüschel die Wahrscheinlichkeit von Paketfehlern. Bei der Verwendung von Kanalcodierung kann eine büschelhafte Störung jedoch auch die Korrekturfähigkeit beeinflussen.

Im folgenden werden nun einige Zusammenhänge über das Verhalten der Pegel und somit auch der Störungen über der Zeit beschrieben.

## Dopplerspektrum

Die durch Dopplereffekt und Mehrwegeausbreitung verursachten Störungen besitzen ein Spektrum, dessen Bandbreite von Frequenz und Geschwindigkeit der Mobilstation abhängt.

Die Form dieses Dopplerspektrums ist vom Geländetyp abhängig und kann sowohl symmetrisch als auch asymmetrisch sein. Eine häufig in der Literatur [75] zu findende Form ist durch die folgende Gleichung beschrieben, wobei  $f_D = \frac{v}{\lambda_R} \approx v \frac{3}{m}$  die maximale Fading- oder Dopplerfrequenz ist:

$$S(f) = \frac{\text{const}}{\sqrt{1 - \left(\frac{f}{f_D}\right)^2}} \quad \text{für } |f| \leq f_D \quad (3.8)$$

Diese Frequenzcharakteristik wird auch wegen ihrer einfachen Realisierung auch oft bei der Modellierung von Abschattungseffekten durch den Lognormal-Prozeß verwendet. Die Grenzfrequenz ist dann jedoch von der Bebauung und der Geschwindigkeit  $v$  abhängig und beträgt etwa  $f_L \approx v/100m$ .

### Verbundverteilungsdichte

Grundlage für die Bestimmung der Fehlerzusammenhänge bei Kurzzeit-Fading ist die Verbundverteilungsdichte eines Amplitudenwertes  $\xi = \xi(t)$  und der Steigung des Prozesses  $\dot{\xi} = \frac{d\xi}{dt}$  zum selben Zeitpunkt [97, 100]:

$$p_{\xi\dot{\xi}}(\xi, \dot{\xi}) = \frac{\xi}{\sqrt{2\pi\beta}\psi_R} \exp\left\{-\frac{\xi^2}{2\psi_R}\right\} \exp\left\{-\frac{\dot{\xi}^2}{2\beta}\right\}, \quad \xi \geq 0 \quad (3.9)$$

Sie lässt sich in ein Produkt einer Rayleigh-Amplituden-Verteilungsdichtefunktion und einer Gauß-Dichte für die Steigungen aufspalten, wobei die Verteilungsdichte der Steigungen durch die negative Krümmung  $\beta = -\psi''_{\xi\xi}(\tau = 0)$  der Autokorrelationsfunktion  $\psi_{\xi\xi}(\tau)$  der Amplitudenwerte im Nullpunkt bestimmt ist.

### Pegelunterschreitungsichten

Die Pegelunterschreitungsrate  $N(R)$  gibt die Anzahl der Unterschreitungen eines vorgegebenen Empfangspegels  $R$  pro Zeiteinheit an. Sie lässt sich aus Verbunddichte von Amplitudenwert und Steigung des Rayleigh-Prozesses  $p_{\xi\dot{\xi}}(\xi, \dot{\xi})$  berechnen[97]:

$$N_\xi(R) = \int_0^\infty \dot{x} p_{\dot{x}\dot{x}}(R, \dot{x}) d\dot{x} \quad (3.10)$$

$$N_\xi(R) = \sqrt{\frac{\beta}{2\pi}} \frac{R}{\psi_0} \exp\left\{-\frac{R^2}{2\psi_0}\right\} = \sqrt{\frac{\beta}{2\pi}} p_\xi(R) \quad (3.11)$$

### Mittlere Fade- und Verbindungsdauren

Aus der Rate  $N(R)$  und der Wahrscheinlichkeit  $P_-(R)$  einer Pegelunterschreitung lassen sich die Mittelwerte der Fadingdauren und der Verbindungsdauren, also die Zeitdauern, in denen sich der Prozeß oberhalb oder unterhalb des Pegels  $R$  befindet, ermitteln[97].  $P_-(R)$  bzw.  $P_+(R) = 1 - P_-(R)$  ergeben sich durch Integration über die Dichtefunktion.

Zur Vereinfachung der Formeln wird die Zeit  $\theta$  nicht absolut angegeben, sondern über  $\tau = \omega_d\theta = 2\pi f_D\theta$  normiert und wird somit unabhängig von der Dopplerfrequenz.

$\tau_+$  stellt im folgenden die Zufallsvariable der Verbindungsdauer dar, also die Zeitdauern, in denen sich der Prozeß oberhalb des Pegels  $R$  befindet,  $\tau_-$  ist die Zufallsvariable der Fadingdauren.

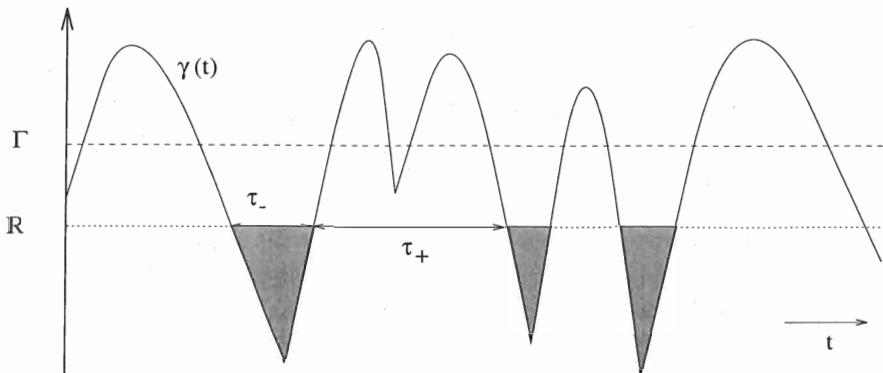


Abbildung 3.2: Fadingintervallängen und Verbindungsintervallängen eines Prozesses

Für Rayleigh-Prozesse ist die mittlere Fadingintervallänge:

$$E_\xi\{\tau_-\} = \frac{P_-(R)}{N_\xi(R)} = \sqrt{\frac{2\pi}{\beta}} \frac{\psi_R}{R} [\exp\left\{\frac{R^2}{2\psi_R}\right\} - 1] \quad (3.12)$$

und die Verbindungsintervallänge:

$$E_\xi\{\tau_+\} = \frac{P_+(R)}{N_\xi(R)} = \sqrt{\frac{2\pi}{\beta}} \frac{\psi_R}{R} \quad (3.13)$$

Für  $\rho = \frac{R}{\sqrt{2\psi_R}}$  lässt sich für den Sonderfall  $\beta = \frac{f_D^2 \cdot R}{2}$  die mittlere Fadendauer wie folgt berechnen[11]:

$$E_\xi\{\tau_-\} = \frac{e^{(\rho^2)} - 1}{\rho \cdot f_D \cdot \sqrt{2 \cdot \pi}}$$

$\rho$  ist dabei das Verhältnis der Fadingschwelle zum Betrag der Einhüllenden des Empfangssignals. Als Fadingschwelle bezeichnet man jenen Empfangspegel, bei dem eine Bitfehlerwahrscheinlichkeit von etwa 0.5 erreicht wird. Der Abstand  $\rho$  (fade margin) wird oft in dB mit dem Bezeichner  $M$  angegeben, mit  $M = -20 \cdot \log_{10}(\rho)$ .

### Fade- und Verbindungsdaudauerverteilung

Die Dichtefunktionen der Fade- und Verbindungsdaudauern lassen sich allgemein nicht analytisch bestimmen. In [11] wurde jedoch, ausgehend von Untersuchungen von Rice [143] eine Näherung für die Fadeintervallverteilung des Rayleigh-Prozesses für einen eingeschränkten Geltungsbereich angegeben.

Zur einfacheren Darstellung wird die Zeitgröße jeweils auf ihren Mittelwert normiert  $u = \frac{\tau_-}{E_\xi\{\tau_-\}}$ . Für  $\rho \rightarrow 0$  gilt für die normierte Verteilungsfunktion der Fadeintervalle  $F_{\tau_-}(u)$ :

$$F_{\tau_-}(u) = \frac{2}{u} I_1\left(\frac{-2}{\pi u^2}\right) e^{-\frac{2}{\pi u^2}}$$

Die Dichtefunktion der Fadingdauer  $F'_{\tau_-}(u) = f(u)$  ist gegeben durch:

$$f(u) = \frac{8}{\pi u^4} I_0\left(\frac{2}{\pi u^2}\right) e^{-\frac{2}{\pi u^2}} - \frac{2\pi u^2 + 8}{\pi u^4} I_1\left(\frac{2}{\pi u^2}\right) e^{-\frac{2}{\pi u^2}} \quad (3.14)$$

$I_1$  und  $I_0$  sind modifizierte Besselfunktionen nullter und erster Ordnung. Der Geltungsbereich dieser Formeln liegt zwischen  $10 \leq M \leq 40\text{dB}$  oder  $0.01 \leq \rho \leq 0.316$  [11].

Die Zufallsvariable der fehlerfreien Übertragungszeit kann durch eine negativ exponentielle Verteilungsfunktion  $g(t_i)$  genähert werden[11]:

$$p_{\tau_+}(\tau_+) = \frac{1}{E_\xi\{\tau_+\}} e^{-\frac{\tau_+}{E_\xi\{\tau_+\}}} \quad (3.15)$$

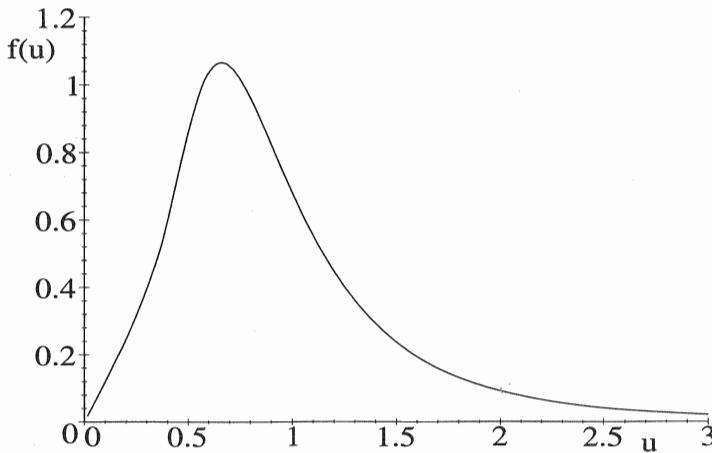
In der Abbildung 3.3 ist die Verteilungsdichtefunktionen der normierten Fades  $f(u)$  nach Gleichung (3.14) aufgetragen.

### 3.3 Bitfehlerwahrscheinlichkeit bei GMSK-Modulation

In Mobilfunksystemen nach dem GSM- und dem DCS-1800-Standard wird als Modulationsverfahren GMSK<sup>1</sup> mit dem Modulationsgrad  $B \cdot T = 0.3$  eingesetzt.  $B$  ist die  $3\text{ dB}$  Bandbreite des Gaußschen Bandpasses ( $B \approx 81\text{ kHz}$ ) und  $T$  ist die Zeittdauer eines Bit ( $T = \frac{1}{270800}\text{ s} \approx 3,7\text{ }\mu\text{s}$ ).

---

<sup>1</sup>Gaussian Minimum Shift Keying

Abbildung 3.3: Normierte Verteilungsdichtefunktion der Fadeingdauer  $f(u)$ 

Für GMSK lässt sich bei konstantem Signal-zu-Rauschleistungs-Verhältnis  $\gamma$  die statische Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $P_E$  berechnen:

$$P_E(\gamma) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{\alpha_0 \gamma}) \quad (3.16)$$

mit  $\alpha_0 = 0.68$  [127].

Die Kenntnis der Bitfehlerwahrscheinlichkeit ist Voraussetzung für die Festlegung geeigneter Kanalcodierverfahren.

### 3.3.1 Mittlere Bitfehlerwahrscheinlichkeit

Ist die Verteilung von  $\gamma$  bekannt, lässt sich der Erwartungswert der Bitfehlerwahrscheinlichkeit bestimmen :

$$E\{P_E\} = \int_{\gamma=0}^{\infty} P_E(\gamma) \cdot p_{\gamma}(\gamma) d\gamma \quad (3.17)$$

Für den Rayleigh-Prozeß mit mitterer Leistung  $\Gamma$  ergibt sich [127]:

$$E\{P_E\} = \int_{\gamma=0}^{\infty} \frac{1}{2\Gamma} \operatorname{erfc}(\sqrt{\alpha_0 \gamma}) e^{-\frac{\gamma}{\Gamma}} d\gamma \quad (3.18)$$

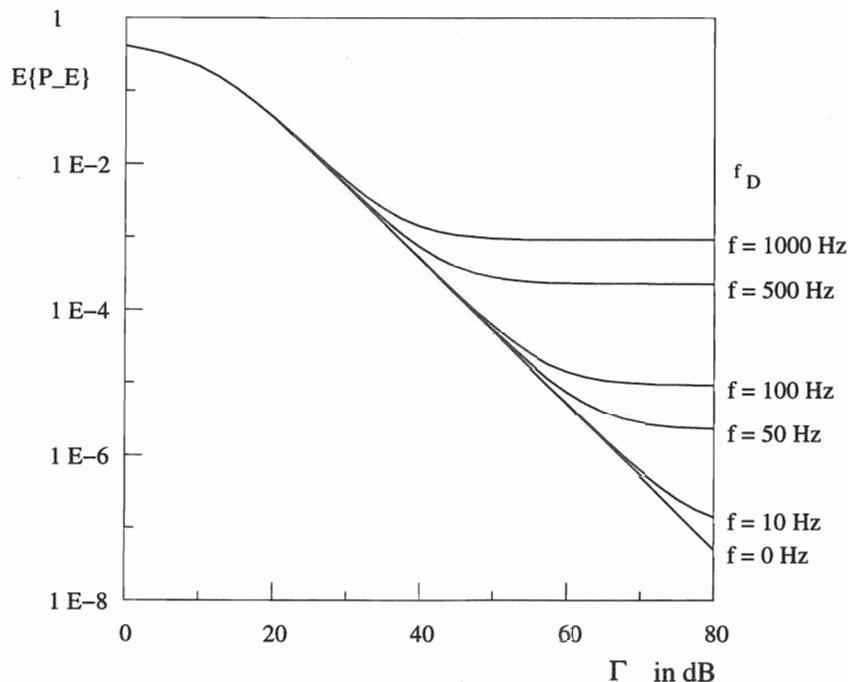


Abbildung 3.4:  $E\{P_E\}$  als Funktion des mittleren Signal-zu-Rauschleistungs-Verhältnisses  $\Gamma$  und Dopplerfrequenz  $f_D$  (GMSK BT=0.3)

$$\approx \frac{1}{2} \left( 1 - \sqrt{\frac{\alpha_0 \Gamma}{\alpha_0 \Gamma + 1}} \right) \quad (3.19)$$

$$\approx \frac{1}{4\alpha_0 \Gamma} \quad (3.20)$$

Der Fehler durch den Einsatz der statischen Bitfehlerwahrscheinlichkeit aus Gleichung (3.16) steigt mit der Frequenz des Rayleigh-Prozesses an. Gleichung (3.19) gilt somit nur für langsam bewegte Mobilstationen. Eine geschwindigkeitsabhängige Abschätzung der Bitfehlerwahrscheinlichkeit von GMSK bei Rayleigh-Fading wurde 1987 in [43] berechnet.

$$E\{P_E\} \leq \frac{1}{2} \left[ 1 - \frac{\Gamma \cdot J_0(\omega_D T) \sin \alpha_1}{\sqrt{(\Gamma + 1)^2 - \left[ \Gamma \cdot J_0(\omega_D T) \cos \alpha_1 + e^{-\frac{(\pi B T)^2}{\ln 2}} \right]^2}} \right] \quad (3.21)$$

In dieser Gleichung stellt

$$f_D = \frac{\omega_D}{2\pi} = \frac{vf_C}{c_0} = \frac{v}{\lambda} \approx \frac{v}{m}$$

die Dopplerfrequenz in Hz dar, welche von der Fahrzeuggeschwindigkeit  $v$ , der Lichtgeschwindigkeit  $c_0$  und der Frequenz des Trägers  $f_C$  abhängt. Für GSM beträgt der Wert der Konstanten  $\alpha_1 = 0.5352$  [43].

In Bild 3.4 sieht man deutlich die Abhängigkeit der Bitfehlerwahrscheinlichkeit von der Dopplerfrequenz  $f_D$ . Für jede Frequenz gibt es eine gewisse Grenz-Bitfehlerwahrscheinlichkeit für  $\Gamma \rightarrow \infty$ :

$$\lim_{\Gamma \rightarrow \infty} E\{P_E\} \leq \frac{1}{2} \left[ 1 - \frac{J_0(\omega_D T) \sin \alpha_1}{\sqrt{1 - J_0(\omega_D T)^2 \cos^2 \alpha_1}} \right] \quad (3.22)$$

### 3.3.2 Verteilungsfunktion der Bitfehlerwahrscheinlichkeit

Möchte man eine Aussage über die Verteilung der Bitfehlerwahrscheinlichkeit machen, so muß dazu zunächst die Inverse der Funktion  $P_E(\gamma)$  bestimmt werden.

Diese Funktion enthält jedoch die nicht geschlossen lösbare komplementäre Fehlerfunktion. Die in der Literatur angegebenen Näherungen stellen entweder Grenzwerte dar [113] oder sind ihrerseits nicht invertierbar [4]. Zur Bestimmung der Inversen wurde in dieser Arbeit die Funktion wie folgt genähert:

$$\begin{aligned} erfc(x) &= \frac{2}{\sqrt{\pi}} \int_x^\infty \exp(-\xi^2) d\xi \\ &\approx \frac{e^{-x^2}}{\sqrt{\pi x^2 + 1}} \end{aligned}$$

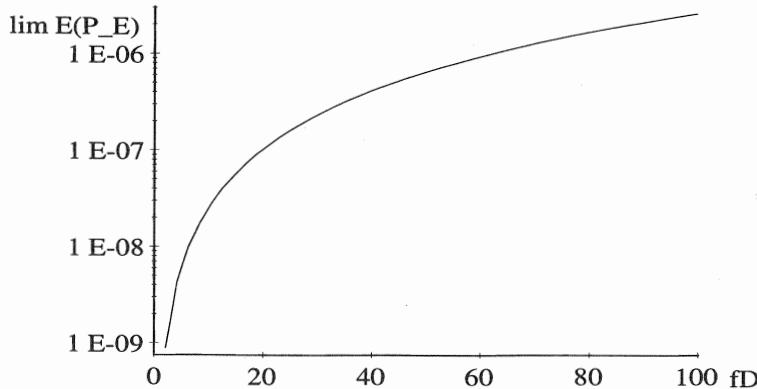


Abbildung 3.5:  $\lim_{\Gamma \rightarrow \infty} E\{P_E\}$  als Funktion der Dopplerfrequenz  $f_D$  (GMSK BT=0.3)

Als Näherung für die Bitfehlerwahrscheinlichkeit ergibt sich somit:

$$P_E(\gamma) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{\alpha_0 \gamma}) \quad (3.23)$$

$$\approx \frac{1}{2} \frac{e^{-\alpha_0 \gamma}}{\sqrt{\pi \alpha_0 \gamma + 1}} \quad (3.24)$$

Durch Einsetzen der Ableitung ergibt sich die Verteilungsdichte der Bitfehlerwahrscheinlichkeit:

$$\begin{aligned} p_{P_E}(P_E) &= \left. \frac{p_\gamma(\gamma)}{\left| \frac{\partial P_E(\gamma)}{\partial \gamma} \right|} \right|_{\gamma=f^{-1}(P_E)} \\ &= \left. \frac{\frac{1}{\Gamma} e^{-\frac{\gamma}{\Gamma}}}{\frac{e^{-\alpha_0 \gamma} \sqrt{\alpha_0}}{2\sqrt{\pi \alpha_0}}} \right|_{\gamma=\frac{1}{2\alpha_0} \Omega\left(\frac{e^{2/\pi}}{2\pi P_E^2}\right) - \frac{1}{\pi \alpha_0}} \end{aligned}$$

Dabei stellt  $\Omega(x)$  Lambert's Omega Funktion dar [57].

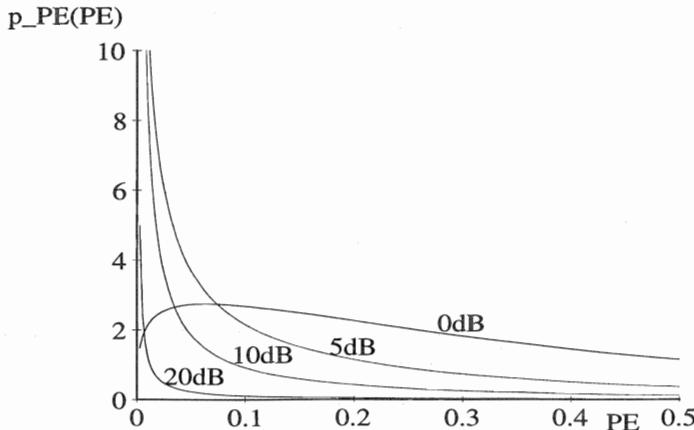


Abbildung 3.6: Dichtefunktionen der Bitfehlerwahrscheinlichkeiten unter Rayleigh-Fading mit unterschiedlichem Mittelwert  
 $\Gamma = 0, 5, 10, 20\text{dB}$

Abb. 3.6 zeigt zunächst die Dichtefunktionen  $p_{PE}(P_E)$ . Die zugehörigen Verteilungsfunktionen  $F_{PE}(P_E)$  sind dann in Abb. 3.7 zu sehen. Parameter an den Kurvenscharen ist dabei jeweils  $\Gamma$ .

Betrachtet man die Logarithmen der Größen  $P_E$  und  $\gamma$ , so lässt sich diese Beziehung auch linearer um die Stelle  $\gamma = 4 \hat{=} 6\text{dB}$  .

$$\ln(P_E(\gamma)) \approx -\ln(2\sqrt{\pi\alpha_0\gamma+1}) - \alpha_0\gamma \quad (3.25)$$

$$\approx -1.82 - 0.68\gamma \quad (3.26)$$

Daraus ergibt sich als Näherung für die Verteilungsfunktion der Bitfehlerraten:

$$F(P_E) \approx e^{\frac{\ln(P_E)+\ln(2\sqrt{\pi\alpha_0\gamma+1})}{\alpha_0\Gamma}} \quad (3.27)$$

$$\approx e^{\frac{\ln(P_E)+\ln(2)}{\alpha_0\Gamma}} \quad (3.28)$$

Für Wahrscheinlichkeiten  $P_E > P_0$  ( $\Gamma > 0\text{dB}$ ) kann man die Dichtefunktion der Bitfehlerwahrscheinlichkeit einfach durch eine Überlagerung einer

Negativ-Exponential-Verteilung und einer Dirac-Funktion approximieren.

$$p_{P_E}(P_E) \approx p_\delta \cdot \delta(P_E) + (1 - p_\delta) \cdot \lambda \cdot e^{-\lambda P_E} \text{ für } P_E > P_0 \quad (3.29)$$

bzw.

$$F_{P_E}(P_E) \approx p_\delta + (1 - p_\delta) \cdot (1 - e^{-\lambda P_E}) \text{ für } P_E > P_0 \quad (3.30)$$

dabei ist

$$\lambda = \frac{(1 - p_\delta)}{E[P_E]}$$

Die Größe  $p_\delta$  gibt dabei die Wahrscheinlichkeit an, mit der ein Bit einer Bitfehlerwahrscheinlichkeit von nahezu Null ( $P_E \leq P_0$ ) ausgesetzt ist.

Legt man einen Wert von  $P_E = P_0$  nun fest, lässt sich mit Gl. (3.23) der entsprechende Wert von  $\gamma = \gamma_0$  ermitteln.

Der Wert von  $p_\delta(\Gamma)$  ergibt sich dann aus der Mindestwertverteilung von  $\gamma_0$ .

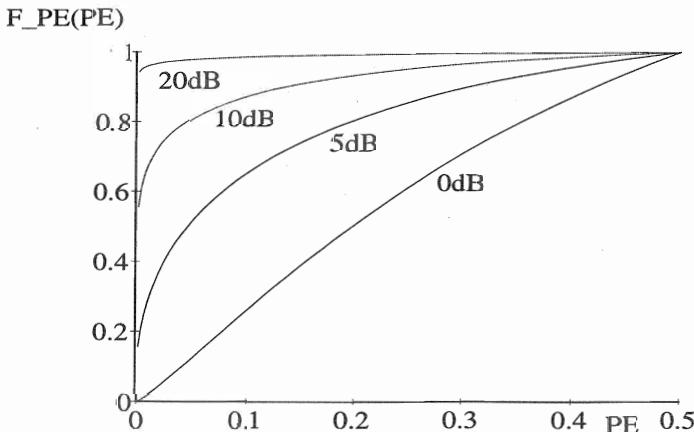


Abbildung 3.7: Verteilungsfunktionen der Bitfehlerwahrscheinlichkeiten unter Rayleigh-Fading mit unterschiedlichem Mittelwert  $\Gamma = 0, 5, 10, 20\text{dB}$

$$\begin{aligned}
 p_\delta(\Gamma) &= \int_{\gamma_0}^{\infty} p_\gamma(\gamma) d\gamma \\
 &= \exp\left(-\frac{\gamma_0}{\Gamma}\right)
 \end{aligned} \tag{3.31}$$

Setzt man für die mittlere Bitfehlerwahrscheinlichkeit die Näherung aus Gleichung (3.20) ein, so ergibt sich für die Intensität des Exponentialteils:

$$p_\delta = e^{-4\gamma_0\alpha_0 E\{P_E\}} \tag{3.32}$$

$$\lambda = \frac{1 - e^{-4\gamma_0\alpha_0 E\{P_E\}}}{E\{P_E\}} \tag{3.33}$$

### 3.4 Vom GSM-Empfänger durchgeführte Kanalbewertung

Beim Empfang eines GSM-Bursts werden im Empfänger folgende Schritte durchgeführt:

- Das Eingangssignal wird mit Hilfe der Trainingssequenz (26 bit) bitgenau synchronisiert.
- Mit Hilfe der Trainingssequenz wird die Kanalstoßantwort geschätzt.
- Das Signal wird mit Hilfe der geschätzten Kanalstoßantwort adaptiv entzerrt.
- Das entzerrte Signal wird demoduliert.

#### Pegel- (**RXLEV**) und Qualitätsmessung (**RXQUAL**)

Durch Vergleich der demodulierten Trainingssequenz mit dem Original kann die Qualität der Übertragung abgeschätzt werden.

Sie wird, neben dem Empfangspegel, während der Dauer einer Verbindung kontinuierlich gemessen und die Meßwerte der Mobilstation werden an die Basisstation zur Unterstützung der Handoverentscheidung übertragen.

**RXQUAL** definiert die Empfangsqualität in acht Stufen (Tab. 3.1), über die Bitfehlerrate auf dem Kanal.

**RXLEV** entspricht dem Empfangspegel, der in 64 Stufen codiert ist (Tab.3.2). Er darf nicht unter einen festgelegten Schwellenwert sinken, um die im Standard festgelegte Dienstgüte zu erreichen.

RXQUAL	BER	
	von	bis
0	-	0.2 %
1	0.2 %	0.4 %
2	0.4 %	0.8 %
3	0.8 %	1.6 %
4	1.6 %	3.2 %
5	3.2 %	6.4 %
6	6.4 %	12.8 %
7	12.8 %	40.0 %

Tabelle 3.1: Wertebereich RXQUAL

RXLEV	Empfangssignal	
	von	bis
0	-	-110 dBm
1	-110 dBm	-109 dBm
2	-109 dBm	-108 dBm
3	-108 dBm	-107 dBm
4	-107 dBm	-106 dBm
5	-106 dBm	-105 dBm
...	...	...
63	-48 dBm	-

Tabelle 3.2: Wertebereich RXLEV

### 3.5 Kanalmodellierung für Simulationen

Im Rahmen dieser Arbeit wurden zur Modellierung des Kanals Kanalmusterdateien eingesetzt, die exemplarisch feste Zeitabschnitte eines Mobilfunkkanals bezüglich des störenden Einflusses auf den zu übertragenden Bitstrom beschreiben.

In den nächsten Abschnitten wird nun der Aufbau und die mögliche Erzeugung solcher Kanalmusterdateien beschrieben.

#### 3.5.1 GSM-Kanalmusterdateien

Im Rahmen der Standardisierung von GSM wurde das Verhalten des GSM-Funkkanals exemplarisch für feste Zeitabschnitte vorsimuliert und in Dateien gespeichert. Diese Dateien wurden zur Validierung der im Standard enthaltenen Algorithmen (z.B. für Sprachcoder und RLP) erzeugt und allen ETSI-Mitgliedern zur Verfügung gestellt.

Die Kanalsimulationen wurden mit den in Abschnitt 3.5 beschriebenen Methoden durchgeführt und berücksichtigen die Wirkung von Gleichkanalstörern bei eingeschaltetem Frequenzsprungverfahren, das Verhalten der Modulation und der Empfängereigenschaften.

Für jedes übertragene Bit wurde ein Wert in einer Datei gespeichert, der angibt, ob dieses Bit gestört oder ungestört empfangen wurde. Da die Bits in GSM symmetrisch gestört werden, wurden die Störungen vom Originalwert des Bits getrennt und als Störmuster abgelegt.

Im Rahmen dieser Arbeit wurden zwei Gruppen dieser Störmusterdateien eingesetzt:

1. Störmusterdateien auf RLP-Rahmen-Ebene, die im Rahmen der Entwicklung des Radio Link Protocol (RLP) entwickelt wurden.
2. Störmusterdateien auf GSM-Normal-Burst-Ebene, die im Rahmen der Entwicklung der Sprachcoder entwickelt wurden..

### Störmusterdateien auf RLP-Rahmen-Ebene

Jede Datei enthält 14995 Datensätze mit jeweils 240 bit, welche mit einem RLP-Rahmen über die Exklusiv-Oder-Funktion verknüpft werden müssen. Daraus ergibt sich eine simulierte Zeitdauer je Datei von  $14995 \cdot 20ms = 5\text{min}$ . Die Daten berücksichtigen die für RLP verwendete Kanalcodierung und Interleavingtiefe. Die Vorsimulationen wurden für eine Geschwindigkeit von  $15m/s \approx 50km/h$  für typische städtische Bebauung (TU-50) durchgeführt (Abschn. 3.2). Die Kanalmuster standen für die Werte  $C/I = 3, 5, 7, 9$  und  $11dB$  zur Verfügung. Bei allen Simulationen wurde ein ideales Frequenzsprungverfahren angenommen.

### Störmusterdateien auf GSM-Normal-Burst-Ebene

Jede Datei enthält die Fehlermuster für 24000 GSM-Normal-Bursts eines Vollratenkanals mit jeweils 114 bit. Daraus ergibt sich eine simulierte Zeitdauer je Datei von  $24000 \cdot 5ms = 2\text{min}$ . Die Vorsimulationen wurden für eine Geschwindigkeit von  $1m/s \approx 3km/h$  für typische städtische Bebauung (TU-3) durchgeführt (Abschn. 3.2). Die Kanalmuster standen für die Werte  $C/I = 4, 7$  und  $10dB$  zur Verfügung. Bei allen Simulationen wurde ein ideales Frequenzsprungverfahren angenommen. Für  $C/I = 10dB$  wurde zusätzlich eine Simulation ohne Frequenzsprungverfahren durchgeführt.

Um den Einsatz von Soft-Decision in der Kanalcodierung zu ermöglichen, wurde für die Störung jedes Bits ein Wert abgespeichert, der die Qualität dieses Bits wiedergibt und dessen Definition im folgenden erläutert wird. Die mittleren Bitfehlerraten der drei Kanäle, bei Berücksichtigung aller 24000 Bursts, sind der Tabelle 3.3 zu entnehmen.

CIR	4dB	7dB	10dB
$E\{P_E\}$	12.6%	7.8%	4.5%

Tabelle 3.3: Mittlere Bitfehlerwahrscheinlichkeiten der Störmusterdateien

Der Entzerrer im Empfänger kann mit Hilfe der Trainingssequenzen über den Viterby-Algorithmus eine Abschätzung der Bitfehlerwahrscheinlichkeit für jedes Bit durchführen und diese Werte weiteren Stufen des Empfängers (z.B. der Kanaldecodierung) über das Likelihood-Verhältnis  $L(u)$  zur Verfügung stellen [158]. Diese Information kann zur Maximum-Likelihood-Decision (MLD) benutzt werden.

$$L(u) = \ln \frac{P(u = +1)}{P(u = -1)} \quad (3.34)$$

Werden die Bitwerte 1 und 0 vom Sender mit gleicher Wahrscheinlichkeit übertragen, so gilt für einen symmetrisch gestörten Kanal mit der Bitfehler-Wahrscheinlichkeit  $p$  mit  $P(u = -1) = p$ :

$$\begin{aligned} L(u) &= \ln \frac{1-p}{p} = -\ln \frac{p}{1-p} \\ p &= \frac{e^{-L(u)}}{1+e^{-L(u)}} \end{aligned} \quad (3.35)$$

Das sogenannte Log-Likelihood-Verhältnis eines Bits  $L(u)$  erlaubt durch Addition die einfache Berechnung von Log-Likelihood-Werten von Bitfolgen. In der Praxis hat sich die Einführung des Soft-Decision-Wertes  $sd$  bewährt.

$$|sd| = 8 \cdot |L(u)| \quad (3.36)$$

Ein Bit wurde in allen in dieser Arbeit enthaltenen Simulationen, bei denen ein Log-Likelihood-Wert verwendet wurde, durch einen 8 bit langen Soft-Decision-Wert ( $sd$ -Wert) dargestellt, wobei der Soft-Decision-Wert auf 7 bit quantisiert wurde.

Dabei werden die drei niederwertigsten bit als binäre Nachkommastellen interpretiert und der Wert des Bit (0 oder 1) durch ein Zweier-Komplement-Vorzeichen dargestellt.

### 3.5.2 Erzeugung von Kanalmusterdateien

Im Rahmen dieser Arbeit wurden die im vorherigen Abschnitt beschriebenen Kanalmusterdateien verwendet. Wie solche Dateien prinzipiell generiert werden können, soll nun der folgende Abschnitt kurz skizzieren.

Zur Modellierung des Kanals im Rechner wurde in [115] ein zeitdiskreter Algorithmus erläutert, der die stochastische Nachbildung eines bandbegrenzten Suzuki-Prozesses erlaubt (Abb. 3.8).

sd	Soft-Decision-Wert binär	L(u)	Bitfehlerwkt.	Wert des Bits
127	01111111	15.875	$1.275 * 10^{-7}$	0
0	00000000	0.000	0.5	0
128	10000000	-0.000	0.5	1
129	10000001	-15.875	$1.275 * 10^{-7}$	1

Tabelle 3.4: Codierung der Log-Likelihood-Werte

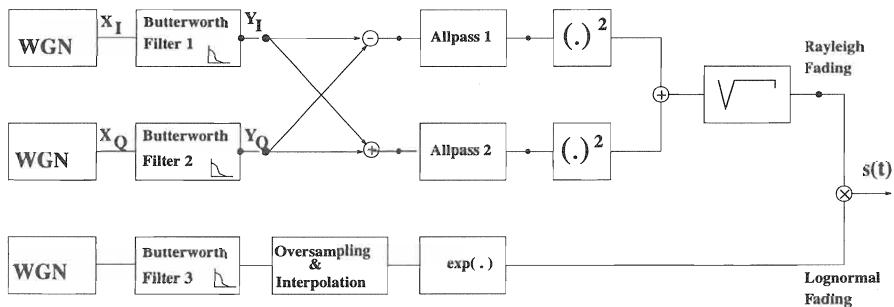


Abbildung 3.8: Blockschaltbild zur Funkkanalmodellierung

Die oberen beiden Zweige dienen zur Nachbildung des Rayleigh-Fadings. Zwei Gauß-Prozesse (WGN, White Gaussian Noise) werden hierbei jeweils durch Tiefpässe gefiltert. Das Dopplerspektrum wird durch Butterworth-Tiefpässe nachgebildet, welches nach [115] ohne wesentlichen Verlust an Genauigkeit das Spektrum aus Gl. (3.8) approximiert. Die Koeffizienten der Filter werden in Abhängigkeit von der Geschwindigkeit, der Trägerfrequenz und der Abtastrate berechnet.

Inphase- und Quadratur-Komponente werden somit beide nach folgender Rekursionsgleichung gefiltert.

$$\begin{aligned} y_{I,Q}(n) = & a_0 x_{I,Q}(n) + 2a_0 x_{I,Q}(n-1) + a_0 x_{I,Q}(n-2) \quad (3.37) \\ & - b_1 y_{I,Q}(n-1) - b_2 y_{I,Q}(n-2) \end{aligned}$$

Bezogen auf die Abtastrate  $f_{Abtast}$  können die Filterkoeffizienten wie folgt berechnet werden:

$$\begin{aligned} K = \frac{2\pi \frac{|v|}{\lambda}}{f_{Abtast}} \quad ; \quad b_1 = 2 \cdot \frac{(K^2 - 2)}{(K^2 + \sqrt{2}K + 1)} \\ a_0 = \frac{K^2}{(K^2 + \sqrt{2}K + 1)} \quad ; \quad b_2 = \frac{(K^2 - \sqrt{2}K + 1)}{(K^2 + \sqrt{2}K + 1)} \quad (3.38) \end{aligned}$$

Durch Kopplung von Inphase- und Quadraturkomponente und Allpaßfilter können mit diesem Modell auch asymmetrische Spektren generiert werden. Nach der Kopplung werden die beiden Signale geometrisch gemittelt.

Der Lognormal-Prozeß wird durch Exponentiation eines Gauß-Prozesses erzeugt.

Durch geeignete Tiefpaßfilterung und Überabtastung läßt sich dabei das Verhältnis zu den Ausgängen der Tiefpässe im Rayleigh-Zweig variieren. Je kleiner dieses Verhältnis gewählt wird, um so stärker ändert sich der Prozeß mit fortlaufender Zeit.

Die Multiplikation beider Zweige ergibt schließlich den Suzuki-Prozeß. Zur Normung des Filters auf die Leistung 1 werden die Ausgangswerte mit dem Faktor  $\alpha_B$  multipliziert:

$$\alpha_B = \frac{f_{Abtast}}{B_{Rausch}} \quad ; \quad B_{Rausch} = \frac{\pi f_g}{2k \sin(\frac{\pi}{2k})}$$

$k$  ist dabei die Ordnung des Butterworth-Filters.

Das am Ausgang der Schaltung erzeugte Signal  $s(t)$  stellt nun zusammen mit der entfernungsabhängigen Dämpfung den Faktor der Signaldämpfung dar. Die Abbildungen 3.9 zeigen jeweils Beispielabschnitte des Signals  $s(t)$  bei Geschwindigkeiten von 100 km/h bzw. 3km/h für GSM.

Dieser Wert muß nun für jedes Glied eines diskreten nachgebildeten Verzögerungs-Leistungs-Profs erzeugt werden. Mit Hilfe einer simulierten Entzerrung und Demodulation können daraus die Bitfehlerwahrscheinlichkeiten ermittelt werden.

Weiterhin kann auch das Funkkanalverhalten bei Gleichkanalstörern nachgebildet werden, indem für jeden Störer eine eigene Übertragungsstrecke erzeugt wird.

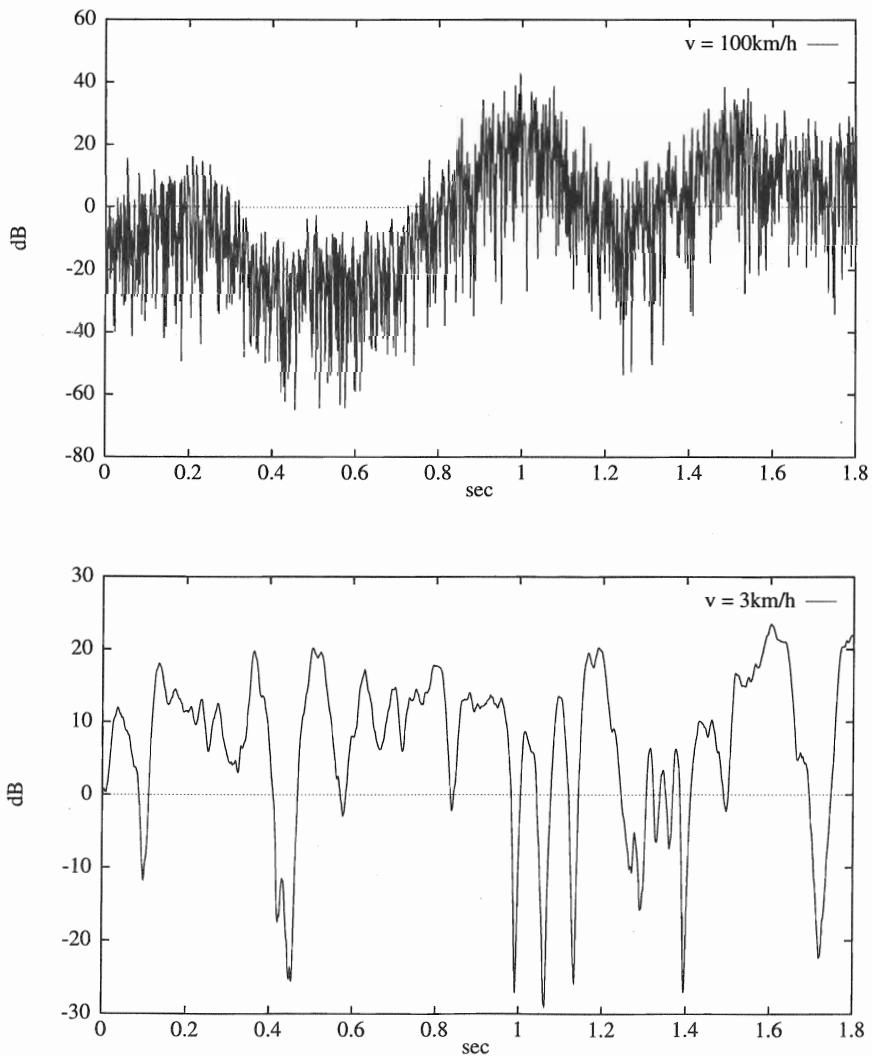


Abbildung 3.9: Suzuki-Prozeß für GSM bei 100 km/h und 3 km/h

## KAPITEL 4

---

# Grundlagen zu Fehlersicherungsverfahren

Bei digitaler Übertragung kann die Qualität und Sicherheit der Datenübertragung auf Kosten der Bandbreite und der Signalverzögerung fast beliebig hoch gewählt werden. Dabei wird in allen Verfahren dem Datenstrom sendeseitig systematische Redundanz (z.B. Prüfsummen) zugefügt und empfängerseitig ausgenutzt. Die zugefügte Redundanz erhöht die minimale Distanz zwischen zwei beliebigen Codeworten, die abhängig von der auf dem Kanal erwarteten Störung definiert sein kann (z.B. Anzahl der gestörten Bits, Anzahl und maximale Länge von Fehlerbüscheln).

Üblich sind drei unterschiedliche Basis-Verfahren:

- Erkennt der Empfänger mit Hilfe einer Prüfsumme (Frame Check Sequence, FCS), z.B. durch zyklische Codes (Cyclic Redundancy Check, CRC) Fehler im Codewort, wird das empfangene Wort verworfen. Der Fehler wird dann in der Quelldecodierung geeignet behandelt (z.B. Bad Frame Handling).
- Erkennt der Empfänger Fehler im Codewort, können geeignete Prozeduren eingeleitet werden, um eine Wiederholung der Übertragung (Automatic Repeat Request, ARQ) anzustoßen bis das Codewort fehlerfrei empfangen ist.
- Der Sender überträgt ausreichend umfangreiche Redundanz, so daß eine Fehlerkorrektur beim Empfänger möglich ist (Forward Error Correction, FEC).

Alle Verfahren werden meist kombiniert eingesetzt (hybride Verfahren). In diesem Kapitel sollen nun die Eigenschaften der im folgenden benutzten Verfahren näher beschrieben und bewertet werden.

### 4.1 Fehlererkennende Codierung (CRC)

Bei fehlererkennenden Codes wird die gesamte sendeseitig zugefügte Redundanz empfängerseitig zur Erkennung auftretender Fehler genutzt. Dabei

werden beim Codieren eines Datenwortes die  $n$  Informationsbit mit  $m - n$  Redundanzbit versehen.

Die minimale Distanz  $d_{min}$  gibt dabei die minimale Anzahl unterschiedlicher Bits zwischen zwei beliebigen Codeworten der Länge  $m$  an. Somit ist eine Erkennung von Fehlernmustern mit bis zu  $d_{min} - 1$  Fehlern möglich.

Bei höherer Fehlerzahl kann es zu Fehlinterpretationen kommen. Die Wahrscheinlichkeit für ein nicht erkennbares Fehlermuster  $P_C$  ist abhängig von der Bitfehlerrate. Der Maximalwert wird bei maximaler Bitfehlerwahrscheinlichkeit erreicht ( $P_E \approx 0.5$ ) und kann durch folgende vom Code weitgehend unabhängige Näherungsformel berechnet werden:

$$P_C(P_E = 0.5) = \frac{\text{Zahl gültiger Codeworte} - 1}{\text{Zahl möglicher Fehlermuster}} = \frac{2^n - 1}{2^m - 1} \approx 2^{m-n} \quad (4.1)$$

Ist die Bitfehlerwahrscheinlichkeit niedriger ( $P_E < 0.5$ ), so kann im gesicherten Datenstrom eine obere Abschätzung für  $P_C$  angegeben werden:

$$P_C(P_E) \leq \frac{1 - (1 - P_E)^m}{2^{n-m}} \quad (4.2)$$

Zur Fehlererkennung bei bitorientierten Protokollen mit großen Codeworten werden üblicherweise zyklische lineare Blockcodes mit durch 8 teilbaren Prüfsummenlängen verwandt.

Es sei hier noch erwähnt, daß sich die Wahrscheinlichkeit  $P_C$  nur auf eine Punkt-zu-Punkt-Verbindung bezieht. Wird ein Datenwort in einer Punkt-zu-Mehrpunkt-Verbindung gleichzeitig von mehreren Empfängern ausgewertet, so muß die Anzahl der Stationen  $M$  berücksichtigt werden.

$$\tilde{P}_C = 1 - (1 - P_C)^M \quad (4.3)$$

## 4.2 Fehlerkorrigierende Codierung (FEC)

Fügt man sendeseitig dem zu übertragenden Datenstrom soviel Redundanz zu, daß dem Empfänger eine Korrektur entdeckter Fehler möglich ist, so spricht man von Vorwärtsfehlerkorrektur (FEC, Forward Error Correction). Wie bei der Fehlererkennung ist auch bei der Fehlerkorrektur die Anzahl der erkennbaren und korrigierbaren Bitfehler von der Hamming-Distanz, und somit von der zugefügten Redundanz abhängig.

Zur Vorwärtsfehlerkorrektur werden wie bei der Fehlererkennung oft lineare Blockcodes eingesetzt. Neben den gängigen Blockcodes wie Hamming-Code, Goley-Code und BCH-Code gibt es auch Codes, die speziell zur Erkennung von Büschelfehlern geeignet sind, wie Fire-Code und Reed-Solomon-Code. Faltungscodes stellen ein weiteres, sehr flexibles Codierverfahren dar. Da die Blockcodes innerhalb dieser Arbeit nur in wenigen Simulationen genutzt wurden (Fire-Code, Reed-Solomon-Code), werden hier nur die Faltungscodes beschrieben.

#### 4.2.1 Funktionsweise von Faltungscodes

Bei Faltungscodes kann man, im Gegensatz zu den Blockcodes, nicht direkt von einem Codewort sprechen, da keine Grenzen zwischen unabhängig decodierbaren Einheiten bestehen müssen.

Ein Faltungscode (CONV(m,n,K)) wird durch das Tripel (m, n, K) charakterisiert, wobei  $n$  der Anzahl der Informationsbits (Eingänge),  $m$  Anzahl codierter Bits entspricht (Ausgänge).  $K$  wird Einflußlänge (constraint length) genannt, wird in Eingangsvektoren gemessen und bestimmt neben der Codierrate  $R = n/m$  wesentlich die Korrektureigenschaften und den Decodieraufwand des Faltungscodes.

Ein Faltungscode wird durch Generatorpolynome bzw. die Matrix der Koeffizienten festgelegt. Der Grad der eingesetzten Generatorpolynome ist dabei  $K - 1$ . Ist diese Matrix nicht angegeben, so geht man davon aus, daß ein Code mit optimalen Eigenschaften verwendet wird, dessen Beschreibung in der Literatur tabelliert vorliegt, z.B. [158].

Ein Faltungscodierer kann auch durch  $K * m$  Schieberegister und Exclusive-Oder-Gatter realisiert werden. Abbildung 4.1 zeigt eine Beispielschaltung eines (2,1,3) Faltungscodes ( $R = 1/2$ ,  $K = 3$ ) mit den Generatorpolynomen:

$$\begin{aligned}g_1(X) &= 1 + X + X^2 \\g_2(X) &= 1 + X^2\end{aligned}$$

Als Anfangswert ist in den Schieberegistern der Wert 0 enthalten. Empfängerseitig ist bekannt, daß die Zustände der Schieberegister nicht in beliebiger Reihenfolge durchlaufen werden können. Abb. 4.2 zeigt die möglichen Zustandsübergänge bei dem oben beschriebenen (2,1,3) Coder. Die Art der Übergangslinien geben das Eingangsbit an (0: durchgezogene Linie, 1: gestrichelte Linie), an den Übergängen stehen die Ausgangsbits.

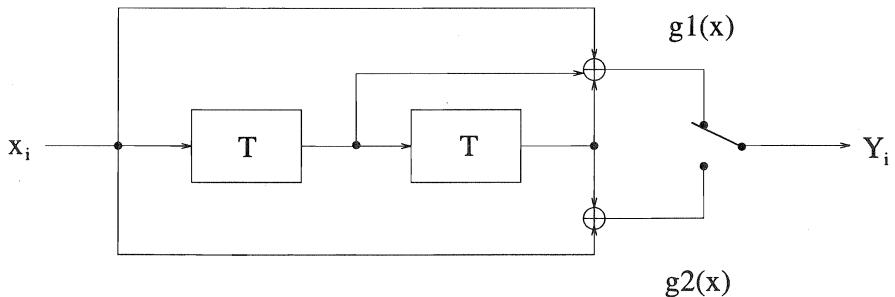


Abbildung 4.1: (2, 1, 3)-Faltungscodierer

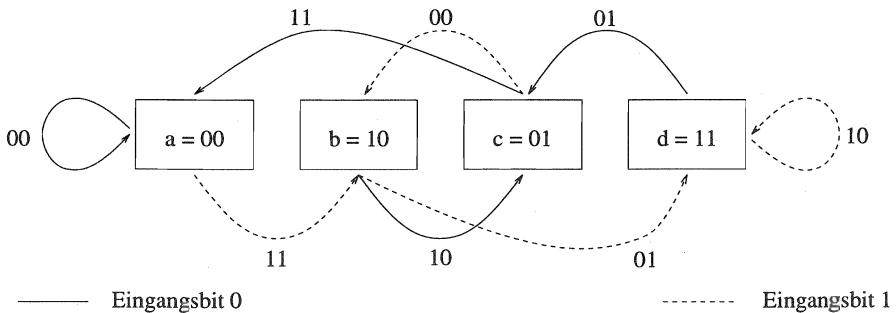


Abbildung 4.2: Zustandsdiagramm des (2, 1, 3)-Faltungscodierers

Tritt aufgrund einer gestörten Übertragung empfangsseitig ein unmögliches Übergang auf, muß eine Übergangsfolge gewählt werden, die sich mit der größten Wahrscheinlichkeit aus der gesendeten Folge durch die Störungen auf dem Kanal entwickelt hat (Maximum Likelihood Decoding, MLD).

Wird vor der Decodierung ein harter Entscheider zur Erzeugung der Eingangsbit verwendet, so spricht man von Hard-Decision-Decodierung. Steht ein mehrstufiger Wert dem Decoder zur Verfügung, so spricht man von Soft-Decision-Decodierung. Optimale Decodier-Ergebnisse sind dann möglich, wenn dem Kanaldecoder zur Decodierung Likelihood-Werte (Abschnitt 3.5.1) zur Verfügung gestellt werden.

Da eine vollständige Suche im Zustandsraum aufgrund der Länge der Codeworte oft nicht möglich ist, werden in der Literatur verschiedene optimierte

Algorithmen vorgeschlagen.

Beim sequentiellen Decodierverfahren (Sequential Decoding) wird zunächst von einer ungestörten Übertragung ausgegangen und die den empfangenen Bits entsprechenden Originalbits als richtig angesehen. Werden Fehler durch unmögliche Übergänge festgestellt, so wird die sequentielle Decodierung gestoppt, eine vorgegebene Anzahl vorheriger Entscheidungen verworfen, und an der Stelle der Störung wird über eine vorher festgelegte Länge der Pfad mit der höchsten Auftrittswahrscheinlichkeit gewählt.

Das Verfahren erfordert bei geringen Fehlerraten nur einen niedrigen Rechenaufwand zur Decodierung und eignet sich dann besonders. Durch die Vorgabe der Entscheidungsschwelle und der maximalen berücksichtigten Alternativpfadlänge findet dieses Verfahren jedoch nicht immer den besten Pfad.

#### 4.2.2 Decodierung mit dem Viterbi-Algorithmus (VA)

Die Faltungsdecodierung erfolgt in der Regel mit Hilfe des Viterbi-Algorithmus[173]. Er benötigt einen von der Anzahl der Fehler unabhängigen Aufwand und liefert immer den Pfad mit der größten Wahrscheinlichkeit.

Die Decodierung mit dem Viterbi-Algorithmus kann an einem Trellis-Diagramm visualisiert werden, das beispielhaft für den besprochenen (2,1,3)-Code in Abb. 4.3 dargestellt ist. Die einzelnen Knoten repräsentieren die möglichen Zustände der Schieberegister des Faltungscodierers. Der Übergang von einem Zustand zum nächsten erfolgt durch das jeweilige Eingangsbit. Die Wertigkeit dieses Bits korrespondiert mit der Liniendarstellung. Eine 0 als Eingangsbit entspricht einer durchgezogenen und eine 1 einer gestrichelten Linie. Bei diesem Zustandsübergang entlang eines sogenannten Zweiges werden die an diesem Zweig notierten Eingangsbits erwartet. Die Zeitpunkte, bei denen sich der Faltungscoder in einem der Zustände befindet, werden Stufen genannt.

Bei der Decodierung wird im Trellisdiagramm derjenige Pfad gesucht, dessen Eingangsbitsequenz die größte Übereinstimmung mit der Empfangssequenz hat. Dieser Pfad wird dann zur Decodierung der Eingangsbitfolge verwendet.

Die Suche nach dem optimalen Pfad wird beim Viterbi-Algorithmus dadurch vereinfacht, daß schon in jeder Stufe das jeweils beste Pfadsegment, das zu einem Zustand führt, bestimmt und nur diese besten Pfadsegmente weiter ausgewertet werden. Eine mögliche Implementation ist es, die Log-

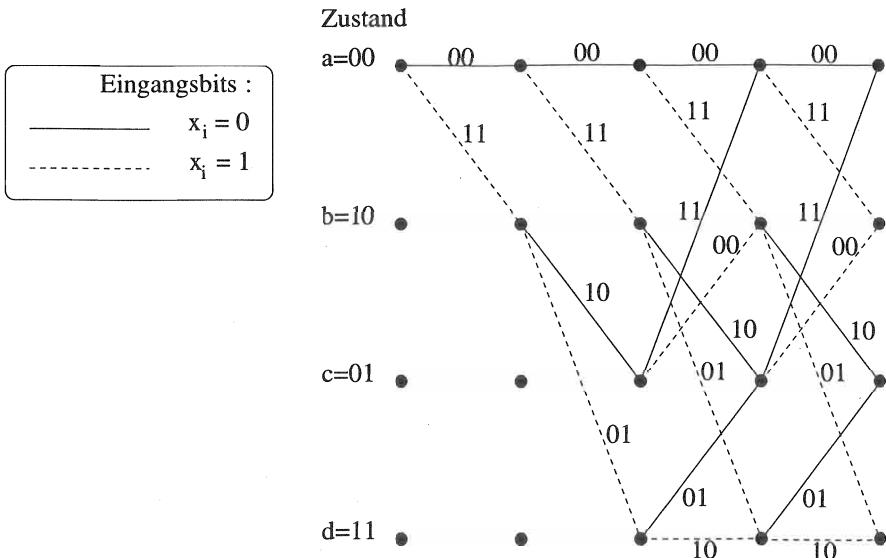


Abbildung 4.3: Das Trellis-Diagramm für den (2,1,3)-Faltungscodierer

Likelihood-Wert zwischen Pfadelement und der empfangenen Sequenz durch Addition aller Produkte der Log-Likelihood-Werte der jeweils entsprechenden Bits zu berechnen. Dieser Wert wird Metrik genannt. Nur der Pfad in jedem Zustand, der in jeder Stufe die größte Metrik besitzt, überlebt (Survivor) und wird für die weitere Berechnung gespeichert.

Werden sendeseitig in den Eingangsbitstrom an empfangsseitig bekannten Stellen Nullfolgen eingestreut (tail bits), welche die Schieberegister zu Null setzen, so geben diese empfängerseitig einen konkreten Zustand vor, in dem bei der Decodierung abschließend ein bestimmter Pfad ausgewählt werden kann.

Im Fall zweier gleicher Metriken in einem Knoten ist die Pfadentscheidung nicht möglich, und die Auswahl erfolgt zufällig. Dies tritt meist nur bei Hard-Decision-Decodierung auf, jedoch kommt es auch bei Soft-Decision-Decodierung zu Pfaden mit fast gleichen Metriken. Die Möglichkeit der Identifikation solcher alternativer Pfade könnte jedoch nachfolgenden Stufen im Empfänger hilfreich sein.

### 4.2.3 Analytische Abschätzung der Korrektureigenschaften

Die Korrektureigenschaften von Faltungscodes werden von der *freien Länge*  $d_{free}$  bestimmt. Die freie Länge ist dabei die minimale Hammingdistanz zwischen allen möglichen Pfaden gleicher Länge, die in einem beliebigen Zustand auseinanderlaufen und in einem beliebigen Zustand wieder zusammenkommen.

Mit einem Code der freien Länge  $d_{free}$  können bis zu  $e$ -fache Fehler ( $e \leq \frac{d_{free}-1}{2}$ ) innerhalb eines Intervalls, dessen Länge dem Pfad mit dem kleinsten Gewicht entspricht, korrigiert werden. Bei den in der Praxis eingesetzten Codes kann man davon ausgehen, daß der Viterbi-Decoder  $e$ -fache Fehler innerhalb eines Abschnitts von 3-5 mal Einflußlänge  $K$  korrigieren kann.

Das genaue Fehlerverhalten kann zwar nur durch Simulation ermittelt werden und hängt vom genutzten Kanalverhalten ab, dennoch ist es einfach möglich, eine grobe Abschätzung der Restbitfehlerwahrscheinlichkeit zu treffen. Dazu wird das Zustandsdiagramm des Faltungscodierers modi-

Bez.	Rate	K	$d_{free}$	Vektor
(2,1,3)	$\frac{1}{2}$	3	5	111 101
(2,1,5)	$\frac{1}{2}$	5	7	10111 11001
(2,1,7)	$\frac{1}{2}$	7	10	1011011 1111001
(2,1,9)	$\frac{1}{2}$	9	12	101110001 111101011
(3,1,5)	$\frac{1}{3}$	5	12	11011 10101 11111
(6,1,5)	$\frac{1}{6}$	5	24	11011 10101 11111 11011 10101 11111

Tabelle 4.1: Übersicht verwendeter Faltungscodes

fiziert und ein Gleichungssystem aus den Zustandsübergangsgleichungen gebildet, aus dem sich dann die sogenannte Transferfunktion  $T$  ermitteln läßt [158, 108]. Aus der Transferfunktion läßt sich eine obere Grenze der Restbitfehlerwahrscheinlichkeit herleiten. Bei dieser Abschätzung wird ein Kanal mit konstanter Bitfehlerrate angenommen.

Die Restbitfehlerwahrscheinlichkeit  $P_{BR}$  des oben erwähnten (2,1,3)-Coders läßt sich wie folgt abschätzen:

$$P_{BR} \leq \frac{\{2[P_E(1 - P_E)]^{\frac{1}{2}}\}^5}{\{1 - 4[P_E(1 - P_E)]^{\frac{1}{2}}\}^2} \quad \text{mit } P_E \ll 0.5 \quad (4.4)$$

Analog der Berechnung für den (2, 1, 3) Faltungscoder wurden im Rahmen dieser Arbeit die Transferfunktionen für die untersuchten Faltungscoder (Tab. 4.1) berechnet und daraus die Abschätzung der Restbitfehlerrate ermittelt. Die Restbitfehlerraten der Faltungscoder nach Tabellen 4.1 werden in Abbildung 4.4 dargestellt.

Die gewonnenen Werte stellen jedoch nur eine obere Abschätzung der Restbitfehlerwahrscheinlichkeit dar und sind nur in Bereichen sehr niedriger Bitfehlerraten gültig. Grund dafür sind die groben Näherungen, die bei der Herleitung von Gl. (4.4) notwendig sind. Noch größere Abweichungen sind zu erwarten, wenn nicht von einer konstanten Bitfehlerrate ausgegangen werden kann. Daher wurde innerhalb dieser Arbeit das Verhalten der Faltungscodes nur simulativ untersucht.

#### 4.2.4 Bitstromverschachtelung (Interleaving)

Wie in Abschnitt 3.2.2 beschrieben, treten in schmalbandigen Mobilfunkkanälen Fehler in Gruppen benachbarter Bits, sogenannte Büschelfehler, wahrscheinlicher auf als Einzelfehler. Faltungscodes sind jedoch gegenüber Folgen von Bitfehlern besonders empfindlich. Wie im letzten Abschnitt gezeigt wurde, kann ein Faltungscode nur eine begrenzte Anzahl von Fehlern ( $e = \frac{d_{free}-1}{2}$ ) innerhalb eines Abschnitts vom 3-5 fachen der Einflußlänge korrigieren. Übersteigt die Länge der fehlerhaften Sequenz diese Zahl  $e$ , so wird bei der Decodierung ein falscher Pfad als wahrscheinlich angenommen. Es muß also sicher gestellt werden, daß die fehlerhaften Bits möglichst gleichmäßig über den Strom der codierten Daten verteilt sind, so daß die Korrekturfähigkeit des Decoders nicht in Abschnitten überschritten wird. Dazu wird der zu übertragende Bitstrom nach einem dem Empfänger

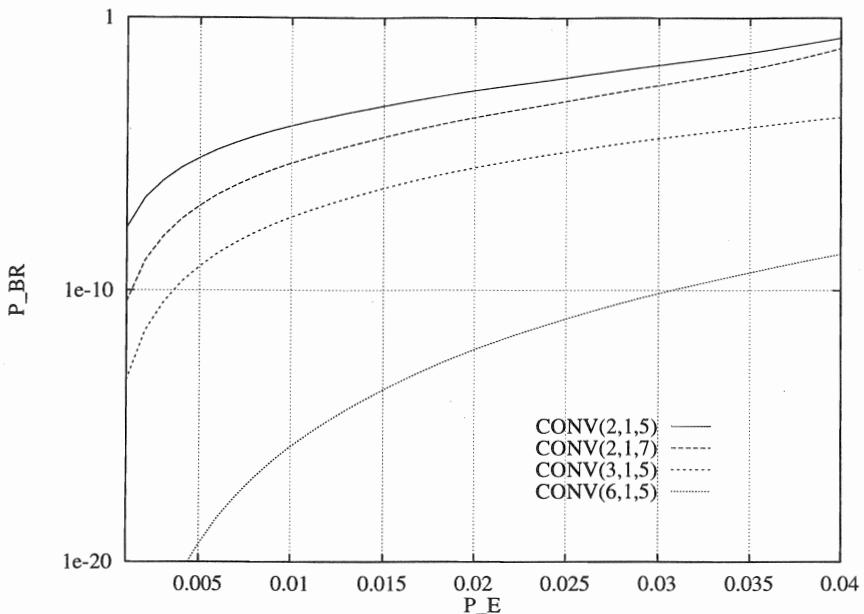


Abbildung 4.4: Restbitfehlerraten von Faltungscodes

bekannten Verfahren sendeseitig derart verwürfelt, daß die auftretenden Störungen dem Decoder gleichmäßig über den Bitstrom verteilt als Einzelbitfehler erscheinen. Dieses Verfahren wird Interleaving genannt.

Die Interleaving-Tiefe gibt dabei den Abstand ehemals benachbarter Bits im übertragenen Datenstrom an. In der Literatur wird die Interleaving-Tiefe meist in Bits angegeben, im Rahmen von GSM ist es jedoch üblich, die Interleaving-Tiefe in GSM-Bursts anzugeben. Die zu erwartende Länge der Fehlersequenzen und die Einflußtiefe des Faltungscodes bestimmen nun die erforderliche Interleaving-Tiefe. Übersteigt die Interleaving-Tiefe die Länge einer zu decodierenden Dateneinheit, so werden aufeinanderfolgende Einheiten ineinander verschachtelt übertragen. Dadurch entsteht eine Verzögerung, da die versetzt übertragenen Teile der Dateneinheit nur gemeinsam decodiert werden können. Diese Verzögerung kann sich nachteilig auf Teledienste auswirken, so daß eine Optimierung der Interleavingtiefe nur unter Berücksichtigung aller beteiligten Protokolle durchgeführt werden kann.

#### 4.2.5 Punktierte Faltungscodes

Ein besonderer Vorteil von Faltungscodes ist die einfache Möglichkeit, mit Punktieren (punctering) die Faltungscodes zu verkürzen[62]. Dies ermöglicht einen einfachen Einsatz unterschiedlicher Codierraten mit nur einem wenig komplexen Faltungscode (z.B. (2,1,K)). Dabei werden sendeseitig aus dem Ausgangsbitstrom des Faltungscoders eine oder mehrere Bits vor der Übertragung gestrichen. Durch das Punktieren wird ein Teil der systematisch eingefügten Redundanz wieder entfernt, die codierte Sequenz kürzer und der Faltungscode geschwächt.

Empfängerseitig wird im Trellis-Diagramm die gleiche Punktierung verwendet, z.B. durch Einführen von Zufallsbits an den sendeseitig punktierten Stellen und geeigneter Soft-Decision-Werten ( $sd = 0$ ).

Beim Punktieren wird nicht an allen Stellen der gleiche Effekt erzielt, so kann sich das Korrekturverhalten eines nach unterschiedlichen Verfahren punktierten Codes bei gleicher Coderate und Punktierrate unterscheiden. Ist die Punktievorschrift periodisch, so lässt sich das Korrekturverhalten ähnlich abschätzen wie bei unpunktierten Codern. Die Übergangsdiagramme müssen dabei nur für eine Periode aufgestellt und ausgewertet werden. Die Punktievorschrift innerhalb einer Periode wird in sogenannten Punktiermatrizen dargestellt. Eine Punktiermatrix besteht aus den Elementen Null (Bit wird punktiert) und Eins (Bit wird übertragen) und wird periodisch abgearbeitet.

Die optimalen Punktiermatrix können für verschiedene übliche Codes der Literatur entnommen werden [62, 83].

#### 4.2.6 Erweiterung des VA zum SOVA (Soft-Output-Viterbi-Algorithmus)

Durch Anwendung der Soft Decision erhält der Faltungsdecodierer zusätzliche Informationen über das empfangene Bit, die in die Pfadbestimmung einfließen. Der decodierte Bitstrom stellt beim Viterbi-Algorithmus hingegen wieder reine Hard-Decision-Bits dar, d.h. hier liegt keine Aussage mehr über die Sicherheit der decodierten Bits vor. Eine solche Information wäre jedoch sinnvoll, da die Pfadentscheidung sich an den Metrikdifferenzen im Trellis-Diagramm orientiert. Diese Differenzen können jedoch, wie bereits oben erwähnt, sehr gering sein, und damit wird ein verhältnismäßig gleich guter Alternativpfad verworfen, wobei diese Entscheidung als mehr oder we-

niger zufällig anzusehen ist. Die Differenzen entlang des wahrscheinlichsten Pfades variieren, und entsprechend sind die an diesen Zweigen decodierten Bits als unterschiedlich sicher anzusehen.

Diese Überlegung stellt die Grundidee des SOVA (Soft-Output-Viterbi-Algorithmus) dar [64, 70].

### Soft-Decision-Arithmetik

Ein wesentliches Element des SOVA ist dabei die Verknüpfung der Log-Likelihood-Verhältnisse bei boolscher Verknüpfung der Bitwerte.

In [63] wurde gezeigt, daß der Log-Likelihood-Wert einer Exklusiv-Oder-Operation zweier Bit-Werte  $c = a \oplus b$  wie folgt aus den einzelnen Log-Likelihood-Werten  $L(a)$  und  $L(b)$  gebildet und genähert werden kann.

$$L(c) = L(a \oplus b) \quad (4.5)$$

$$= \ln \left( \frac{1 + e^{-L(a)} e^{-L(b)}}{e^{-L(a)} + e^{-L(b)}} \right) \quad (4.6)$$

$$\approx \text{sign}(L(a)) \cdot \text{sign}(L(b)) \cdot \min(|L(a)|, |L(b)|) \quad (4.7)$$

Die Zuverlässigkeit einer Summe ist also im wesentlichen bestimmt durch die kleinste Zuverlässigkeit ihrer Summanden.

### Funktionsweise und Implementation des SOVA

Wenn sich in einem Knoten des Trellis-Diagramms zwei Pfade treffen, wird der Pfad mit der höheren Metrik nicht wie beim Viterbi-Algorithmus direkt verworfen. Jedem Übergang wird eine Übergangsfehlerwahrscheinlichkeit zugeordnet, die rekursiv aus den Metrikdifferenzen ergibt. Außerdem kann rückwärts die Übergangsfehlerwahrscheinlichkeit des überlebenden Pfades bzw. die Zuverlässigkeit der ausgegebenen Bitwerte berechnet werden.

Zur Leistungsbewertung beim Einsatz in Sicherungsschichtprotokollen wurde der SOVA im Rahmen dieser Arbeit als C++-Klasse implementiert.

Beim Untersuchen der Eigenschaften stellte sich ein Schwachpunkt der gewählten SOVA-Implementation nach Hagenauer [64] heraus:

In nahezu gleichwahrscheinlichen Alternativ-Pfaden wurden auch die Log-Likelihood-Werte der Bits, die in den Alternativ-Pfaden gleich war, reduziert. Somit ergibt sich, besonders bei starken Fehlerraten  $P_{BR} > 0.3$  eine etwas pessimistischere Schätzung durch diese Implementierung.

Codier-Rate	Generator-polynome	Punktier-matrizen
$R = 3/4$	101	101
	111	110
$R = 1/2$	101	111
	111	111
$R = 1/3$	101	111
	111	111
	111	111
$R = 1/4$	101	111
	111	111
	111	111
	111	111

Tabelle 4.2: Generatorpolynome und Codiermatrizen der Faltungscodes

Eine genauere Näherung erhält man, wenn man nach Joeressen [76] nicht nur den besten Alternativpfad, sondern alle Pfade berücksichtigt, die beim SOVA als Alternativen zum besten Pfad berechnet werden.

#### 4.2.7 Erweiterte Untersuchung der Korrektur-eigenschaften von Faltungscodes

Werden neben Faltungscodes auch andere Fehlersicherungsmaßnahmen in einer Übertragungsstrecke eingesetzt, so ist die Angabe der Restbitfehlerwahrscheinlichkeit nicht das einzige Maß zur Bewertung des Korrekturverfahrens. Die Restfehlerrate muß immer in Zusammenhang mit der angebotenen Rate betrachtet werden.

In diesem Abschnitt sollen Faltungscodes unterschiedlicher Rate bei gleicher Einflußlänge  $K$  anhand ihres, im Rahmen dieser Arbeit neu definierten Wirkungsgrades miteinander verglichen werden.

Die in diesem Abschnitt gewonnenen Ergebnisse wurden hier exemplarisch mit den in Tabelle 4.2 Faltungscodes mit der Einflußlänge  $K = 3$  durchgeführt.

Abb. 4.5 zeigt die Restbitfehlerwahrscheinlichkeit nach der Decodierung ( $P_{BR}$ ) der punktierten Faltungscoders bei der Annahme einer konstanten Bitfehlerwahrscheinlichkeit auf dem Kanal ( $P_E$ ). Zu erkennen ist eine prinzipielle Verkleinerung der Restbitfehlerrate mit zunehmendem Redundanz-

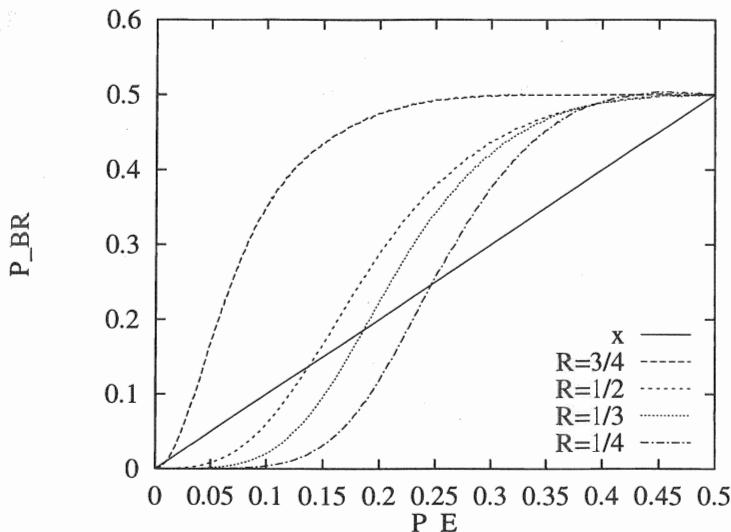


Abbildung 4.5: Simulierte Fehlerraten für unterschiedliche Codierraten

anteil. Mit der Winkelhalbierenden ist die Bitfehlerrate gegeben, die sich ohne Einsatz von Kanalcodierung beim Empfänger ergeben würde. Man erkennt nun weite Bereiche bei relativ großen Bitfehlerraten auf dem Kanal, in denen es durch den Einsatz der Faltungscodes zur Kanalcodierung zu einem zusätzlichem Anstieg der Fehlerrate kommt. Durch häufige falsche Pfadentscheidungen bei der Decodierung produzieren die Faltungscodes hier zusätzliche Fehler. Ihr Einsatz ist also überhaupt erst bei sehr niedrigen Bitfehlerraten empfehlenswert.

Die Kapazität des inneren Kanals (ohne Codierung) und des äußeren Kanals (inclusive Kanalcodierung) lässt sich, unter der Annahme, es handle sich in beiden Fällen um einen binäreren Kanal, dessen Bits mit einer konstanten Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $P_E$  (bzw.  $P_{BR}$ ) symmetrisch und unabhängig voneinander gestört werden, nach Shannon [155] wie folgt berechnen:

$$C_I = 1 + P_E \cdot \log_2(P_E) + (1 - P_E) \cdot \log_2(1 - P_E) \quad (4.8)$$

bzw.

$$C_O = 1 + P_{BR} \cdot \log_2(P_{BR}) + (1 - P_{BR}) \cdot \log_2(1 - P_{BR}) \quad (4.9)$$

In Abb. 4.6 sind beide Größen gegeneinander aufgetragen.

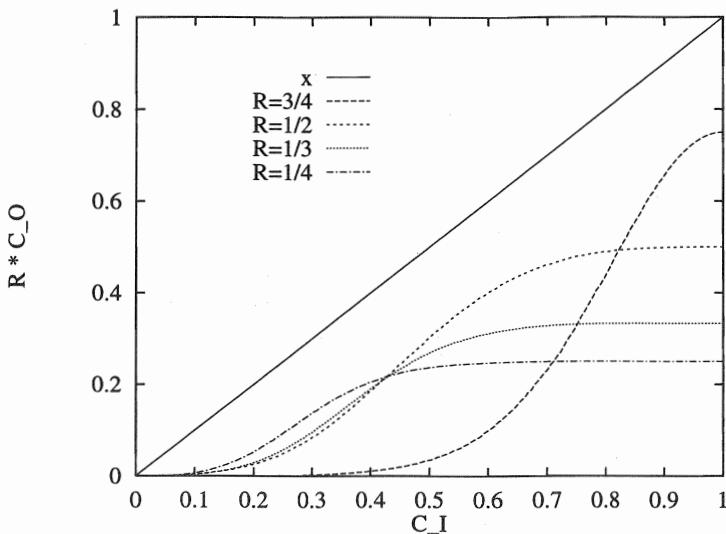


Abbildung 4.6: Simulierte normierte Kapazitäten  $C_{OUT}$  über  $C_{IN}$  für unterschiedliche Codierraten

Zu beachten ist bei dieser Darstellung, daß die an der Ordinate abgetragene äußere Kapazität auf die maximal mögliche Datenrate normiert wurde ( $C \leq 1$ ).

Gut zu erkennen ist jetzt eine Plateaubildung zu hohen inneren Kapazitäten bei den unterschiedlichen Kurven. Dieses Plateau, was einer bestimmten konstanten äußeren Kapazität entspricht, kann jeweils ab einer gewissen inneren Kapazität gehalten werden. Darunter erfolgt ein unterschiedlich steiler, aber doch rascher Abfall zu niedrigeren Kapazitäten. Beim Unterschreiten dieses Plateaus sind die Korrekturgrenzen des jeweiligen Faltungscodierers erreicht. Die Winkelhalbierende definiert die äußere Kapazität ohne Kanalcodierung.

### Definition eines Wirkungsgrades für Faltungscodes

Sieht man die Differenz zwischen innerer und äußerer Kapazität bei Einsatz von Kanalcodierung als Maß für deren Effizienz an, so lässt sich ein Wirkungsgrad wie folgt formulieren:

$$\eta_C \geq \frac{R \cdot C_O}{C_I} = \frac{R(1 + P_{BR} \log_2 P_{BR} + (1 - P_{BR}) \log_2(1 - P_{BR}))}{1 + P_E \log_2 P_E + (1 - P_E) \log_2(1 - P_E)} \quad (4.10)$$

Damit erhält man die in Abb. 4.7 dargestellten Verläufe von  $\eta_C$  über der inneren Kapazität.

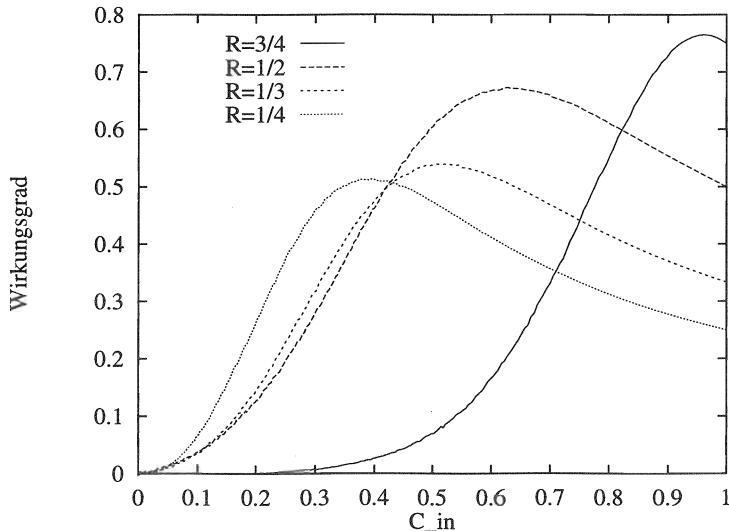


Abbildung 4.7: Wirkungsgrad verschiedener Faltungscodierer

Sieht man einen Coder als optimal an, wenn er bei fester Brutto-Datenrate des Kanals einen größtmöglichen Informationsfluß ermöglicht, so erkennt man den optimalen Coder am jeweils maximalen Wirkungsgrad  $\eta_C$ . Dieses Kriterium der Optimalität kann immer dann gewählt werden, wenn die Applikation nahezu keine Fehler in der Übertragung erlaubt und daher neben der Kanalcodierung weitere Verfahren zur Fehlersicherung eingesetzt werden müssen.

Man erkennt in Abb.4.8, daß jeder Faltungscoder nur in einem bestimmten Bereich bezüglich Wirkungsgrades optimal ist.

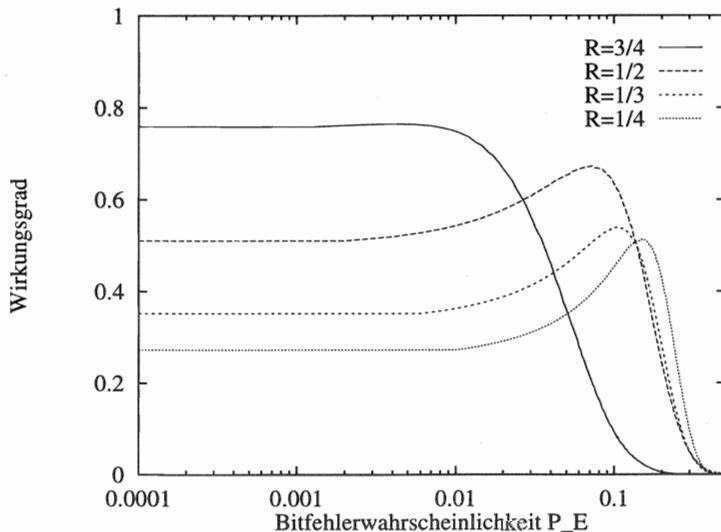


Abbildung 4.8: Wirkungsgrad über der Kanalbitfehlerwahrscheinlichkeit

Wird von einer Anwendung jedoch statt einem größtmöglichen Informationsfluß eine maximale Restbitfehlerwahrscheinlichkeit gefordert, so muß eine andere Wahl der optimalen Coder durchgeführt werden.

In jedem Fall zeigt sich, daß bei zeitlich veränderlichen Kanälen die Coderate adaptiv verändert werden sollte, um ein optimales Verhalten zu erreichen.

### 4.3 Fehlerbehandelnde Verfahren (ARQ)

Bei ARQ<sup>1</sup>-Verfahren werden sendeseitig Datenworte mit einem systematischen Code (Prüfsumme) zur Fehlererkennung und einem Kopf (Header) zur Identifizierung des Datenworts versehen. Die dadurch entstandenen Blöcke werden Pakete genannt. Bei ARQ-Verfahren ist ein Rückkanal zur Übertragung positiver oder negativer Quittungen vom Empfängern zum Sender

---

<sup>1</sup> Automatic Repeat Request

notwendig. Der Sender speichert die Kopie der übertragenen Blöcke, bis sie positiv quittiert worden sind. Der Empfänger führt die Fehlererkennung durch und sorgt für die richtige Reihenfolge der Auslieferung der Daten. Dies ermöglicht eine nahezu fehlerfreie Übertragung der Daten.

Ein häufig eingesetztes ARQ-Protokoll ist das HDLC<sup>2</sup>. Es findet sich in meist nur geringen Variationen in vielen Standards zur leitungsgebundenen Datenübertragung, z.B. LAPB in ITU-T X.25, LLC in IEEE 802.2, LAPD in ITU-T Q.921.

Die Vorgehensweise während der Zeit bis zum Eintreffen einer Quittung für ein gesendetes Paket und dem Eintreffen einer negativen Quittung stellen die grundlegenden Unterschiede zwischen ARQ-Protokollen dar. Diese Strategien sollen im folgenden kurz erläutert werden. Dabei können auch mehrere dieser Strategien in einer ARQ-Protokollrealisation gleichzeitig eingesetzt werden.

Die Eignung einer Strategie zur Datenübertragung über einen Kanal hängt dabei von der erlaubten Komplexität der Empfangseinrichtung, und den Merkmalen der Dienstgüte des Kanals und denen der Dienstgüteanforderungen an die Sicherungsschicht ab. Die Dienstgütemerkmale sind dabei in beiden Fällen die Übertragungsrate, die Fehlerrate und jeweiligen Verzögerungszeiten.

Die Paketfehlerwahrscheinlichkeit (Packet Error Rate, PER) stellt die Wahrscheinlichkeit  $P_P$  dar, mit der ein Paket als fehlerhaft empfangen erkannt wird. Da ARQ-Protokolle nur in Bereichen mit geringer Fehlerrate effizient eingesetzt werden können, kann in den folgenden Berechnungen vereinfachend davon ausgegangen werden, daß ein fehlerhaft empfangenes Paket immer als fehlerhaft erkannt werden.

Die Paketfehlerwahrscheinlichkeit ist abhängig von der Paketlänge  $L$  und vom Prozeß, der die Bitfehler auf dem Kanal bestimmt.

Ist jedes Bit  $i$  eines Paketes unabhängig von jedem anderen Bit des Paketes mit der Wahrscheinlichkeit  $P_B(i)$  gestört und besitzt die beliebig verteilte Zufallsvariable  $P_B(i)$  für alle Bits die gleiche Verteilung mit dem Erwartungswert  $E(P_B(i)) = E(P_B) = \bar{P}_B$ , so läßt sich die Paketfehlerwahrscheinlichkeit wie folgt berechnen:

$$P_{P_{\text{unabh.}}} = 1 - P(\text{kein Bit gestört}) \quad (4.11)$$

---

<sup>2</sup>High Level Data Link Protocol

$$\begin{aligned}
 &= 1 - \prod_{i=1}^L P(\text{Bit}(i) \text{ ist ungestört}) \quad (\text{da unabhängig}) \\
 &= 1 - (1 - \overline{P_B})^L \quad (\text{da alle ZV gleiche Verteilung}) \\
 \end{aligned} \tag{4.12}$$

Sind die Zufallsvariablen  $P_B(i)$  voneinander unabhängig, so lässt sich der Zusammenhang im allgemeinen nicht mehr so einfach berechnen. Ein Sonderfall der Annahme einer beliebigen Verteilung der Bitfehlerwahrscheinlichkeit, deren Zufallsvariable in jedem Paket genau einen Wert annimmt ( $P_B(i) = P_B(j) = P_B$ ), führt zu folgendem Ergebnis:

$$P_{P_{\text{abh.}}} = 1 - P(\text{kein Bit gestört}) \tag{4.13}$$

$$\begin{aligned}
 &= 1 - \int_{P_B=0}^{0.5} p(P_B)(1 - P_B)^L dP_B \quad (\text{da alle } P_B(i) = P_B) \\
 &= 1 - \int_{P_B=0}^{0.5} p(P_B) \sum_{i=0}^L \binom{L}{i} 1^i (-P_B)^{L-i} dP_B \\
 &= 1 - \sum_{i=0}^L \binom{L}{i} (-1)^{L-i} \int_{P_B=0}^{0.5} p(P_B) (P_B)^{L-i} dP_B \tag{4.14}
 \end{aligned}$$

$$= 1 - \sum_{i=0}^L \binom{L}{i} \mathcal{L}^{(L-i)}(0) \tag{4.15}$$

Dabei ist  $\mathcal{L}^{(m)}(0)$  die ( $m$ )fache Ableitung der Laplace-Stieltjes-Transformierten der Funktion  $p(P_B)$  an der Stelle  $s = 0$ .

Neben der Bitfehlerwahrscheinlichkeit wirkt sich eine hohe Laufzeit auf die Effizienz von ARQ-Protokollen aus. Dabei werden einige der Merkmale der Kanal-Dienstgüte (z.B. Datenübertragungsrate, Signallaufzeit und Paketlänge) durch einen Parameter charakterisiert werden, die Anzahl Pakete  $S$ , die zwischen der Sendung eines Paketes und der erstmöglichen angeforderten Wiederholung übertragen werden können. Diese Größe setzt jedoch eine feste Paketlänge voraus, wodurch sich eine Einteilung in Zeiteinheiten der Dauer einer Paketübertragungszeit ergibt. Die Schleifenlaufzeit (Round-Trip-Delay,  $T_{RT}$ ) ist ebenfalls eine geeignete Größe.

Zur ersten Bewertung der Verfahren soll hier ein normierter Durchsatz  $v$  im Hochlastfall angegeben werden, der sich auf die Übertragungsrate be-

zieht und somit zwischen 0 (kein Durchsatz) und 1 (maximaler Durchsatz) liegt. Dabei wird der Einfluß von Paket-Kopf (Header) und Quittungen hier erstmal vernachlässigt. Weiterhin werden bei den Berechnungen auch die Wahrscheinlichkeit für die fehlerhafte Übertragung einer Quittung und Korrelationen zwischen Störungen aufeinanderfolgender Pakete vernachlässigt. Im folgenden werden nun die üblichen Strategien in ARQ-Protokollen, wie sie aus der Literatur (z.B. [108]) bekannt sind, bezüglich ihres erwarteten Durchsatzes verglichen.

#### 4.3.1 Die Send-and-Wait-Strategie

Die einfachste Strategie ist die Send-and-Wait-Strategie. Der Sender wartet nach der Sendung eines Paketes auf eine Antwort vom Empfänger.

Auf ein ACK<sup>3</sup> wird mit der Sendung des nächsten Blocks reagiert. Auf ein NAK<sup>4</sup> reagiert der Sender mit der Wiederholung des gleichen Blockes. Die Effizienz dieser Strategie ist bei hohen Signallaufzeiten gering, besonders bei kleinen Datenblöcken. Unter der Voraussetzung, daß jeder Übertragungsversuch eines Blocks  $S + 1$  Zeiteinheiten belegt, ist:

$$v = \frac{1 - P_P}{1 + S} \quad (4.16)$$

#### 4.3.2 Die Go-Back-N- oder Reject-Strategie (REJ)

Bei der REJ-Strategie ist ein kontinuierlicher Datenfluß zwischen Sender und Empfänger möglich. Es werden Pakete mit fortlaufender Nummer  $NS$  so lange gesendet, bis ein NAK für ein bestimmtes als fehlerhaft erkanntes Paket vom Empfänger eingeht. In diesem Fall unterbricht der Sender seine Übertragung und wiederholt das angeforderte und alle nachfolgenden Pakete. Erkennt der Empfänger ein fehlerhaftes Paket, ignoriert er alle nachfolgenden Sendungen.

Bei der Go-Back-N-Strategie benötigt man im Sender eine ausreichende Puffergröße für die Speicherung aller unquittierten Datenblöcke. Da bei einer negativen Quittung neben dem fehlerhaft übertragenen Paket auch alle  $S$  nachfolgenden wiederholt werden, ergibt sich als Durchsatz für diese Verfahren[108]:

---

<sup>3</sup>positive ACKnowledgement

<sup>4</sup>Negative ACKnowledgement

$$v_{REJ} = \frac{1 - P_P}{1 + P_P \cdot S} \quad (4.17)$$

### 4.3.3 Die Selective-Reject-Strategie (SREJ)

Analog zur Go-Back-N-Strategie werden auch bei der SREJ-Strategie fortlaufend nummerierte Pakete zwischen Sender und Empfänger übermittelt. Bei der Übermittlung eines fehlerhaften Paketes wird vom Empfänger jedoch nur das gestörte Paket angefordert. Die in der Zwischenzeit ankommenden Pakete werden zwischengespeichert. Der Sender wiederholt nur die mit NAK angeforderten Pakete.

Bei diesem Verfahren wird die Paketreihenfolge beim Empfänger vertauscht. Er benötigt deshalb eine ausreichende Pufferkapazität zur Zwischenspeicherung, um die Reihenfolge wieder herzustellen (Reassembling). Wie bei der Go-Back-N-Strategie muß auch der Sender seine Datenblöcke bis zur positiven Quittung speichern.

Der Pufferspeicher im Empfänger wird oft als begrenzt angenommen. Eine Begrenzung mit ähnlicher Wirkung ergibt sich durch die Anzahl unterscheidbarer Paketlaufnummern. Da sie in den meisten Protokollen eine feste Position und Länge im Paketkopf einnehmen, kann nur eine begrenzte Zahl unquittierter Pakete unterschieden werden.

Bei Selective-Repeat-ARQ mit unbegrenztem Empfängerspeicher und unlimitierter Fenstergröße kann davon ausgegangen werden, daß jedes erfolgreich übertragene Paket zum Durchsatz beiträgt. Wird jedes Paket mit der Wahrscheinlichkeit  $P_P$  gestört, so sind im Mittel  $E[k] = \frac{1}{1-P_P}$  Übertragungen für jedes Paket notwendig. Daraus ergibt sich ein normierter Durchsatz von:

$$v_{SREJ} = \frac{1}{E[k]} = \frac{1}{\frac{1}{1-P_P}} = 1 - P_P \quad (4.18)$$

Bei zusätzlicher Annahme eines gestörten Kanals mit stochastisch unabhängigen Bitfehlern und einer mittleren Bitfehlerwahrscheinlichkeit  $\overline{P_B}$ , einer Nutzdatenlänge  $L_D$  und einer Paketlänge  $L_P$  folgt für den absoluten Durchsatz nach Gl. (4.12):

$$V_{SREJ} = \frac{L_D}{L_P} (1 - \overline{P_B})^{L_P} \quad (4.19)$$

Abhängig von der zu erwartenden Bitfehlerrate gibt es eine für den Durchsatz optimale Nutzdatenlänge  $L_{opt}$ . In der Tabelle 4.3 sind bei einem festen Paketkopf ( $L_H = L_P - L_D = 40$  bit) die Optimalwerte für einige Bitfehlerraten angegeben:

Bitfehlerwkt $P_E$	optimale Nutzdatenlänge $L_{Dopt}$ /bit	normierter maximaler Durchsatz ( $v_{opt}$ )
0.0001	600	0.85
0.001	200	0.65
0.01	50	0.20
0.02	24	0.10
0.01	22	0.07

Tabelle 4.3: Optimale Paketlänge für SREJ bei stochastisch unabhängig gestörten Bits

Der Erwartungswert des auftretenden Fensters  $w$  bei unlimitierter Fenstergröße  $W \rightarrow \infty$  kann simulativ bestimmt werden und ist in Tabelle 4.4 dargestellt. Dazu wurden jeweils  $10^6$  Pakete bei der angegebenen Paketfehlerwahrscheinlichkeit über ein SREJ-Protokoll mit unendlicher Fenstergröße und unbegrenztem Pufferspeicher übertragen. Bei den Simulationen, die zu dieser Tabelle führten, wurde davon ausgegangen, daß ein Paket zum erstmöglichen Zeitpunkt wiederholt wird, ohne freiwillige Sendeverzögerung und ohne mögliche Quittungsverluste.

Zum Vergleich wurde  $w$  auf die im fehlerfreien Fall unquittiert gesendete Zahl Pakete  $S + 1$  normiert. Es ist erkennbar, daß bei steigendem  $S$  eine deutlich höhere Anzahl von Paketen gespeichert werden muß.

Für Selective-Repeat-ARQ mit begrenztem Empfängerspeicher, speziell für einen Puffer mit Speicherkapazität  $P$ , gilt [108]:

$$v_{SREJ_b}(P) = \frac{1 - P_P}{1 + P \cdot P_P^2} \quad (4.20)$$

#### 4.3.4 Strategie der impliziten Quittung

Dürfen mehr als ein Paket unquittiert gesendet werden, so werden die Pakete durch eine Laufnummer  $NS$  gekennzeichnet. Ein korrekt empfangenes

Paketfehlerwahrscheinlichkeit $P_P$	W/(S+1)			
	S = 1	S = 5	S = 10	S = 20
0.000	1.000	1.000	1.000	1.000
0.100	1.050	1.222	1.389	1.612
0.200	1.100	1.405	1.651	1.939
0.300	1.150	1.563	1.861	2.205
0.400	1.200	1.707	2.054	2.448
0.500	1.250	1.842	2.230	2.664
0.600	1.300	1.971	2.402	2.880
0.700	1.350	2.097	2.566	3.081
0.800	1.398	2.215	2.723	3.276
0.900	1.449	2.334	2.881	3.468

Tabelle 4.4: Normierter Erwartungswert der auftretenden Fenstergröße  $W/(S + 1)$  bei unterschiedlicher Kanalverzögerung  $S$

Paket wird dem Sender durch eine positive Quittung ( $ACK[NS]$ ), ein fehlerhaft empfangenes Paket durch eine negative Quittung ( $NAK[NS]$ ) angezeigt. Die Laufnummer eines fehlerhaften Paketes kann dabei nicht aus den empfangenen Daten ermittelt werden, da diese Information in den meisten ARQ-Protokollen nicht zusätzlich gesichert übertragen wird. Außerdem werden keine zeitlichen Beziehungen ausgenutzt, nach denen die Paketlaufnummer aus den vorherigen Übertragungen in vielen Fällen ermittelt werden könnte. Somit kann ein NAK erst nach Empfang eines fehlerfreien Paketes gesendet werden.

Erreicht den Sender ein  $ACK[NS]$  für ein bereits gesendetes Paket, so gelten bei der Strategie der impliziten Quittung alle älteren Pakete als positiv quittiert, deren Laufnummer im durch das Protokoll bestimmten Zahlenkörper kleiner als  $NS$  ist.

Dieses Verfahren reduziert die notwendige Signalisierung für Quittungen bei fehlerfreier Übertragung auf ein Minimum und vermeidet Verfahren zur gesicherten Übertragung positiver Quittungen.

#### 4.3.5 Der Poll-Final-Checkpoint-Mechanismus

Neben Strategien, bei denen der Empfänger durch positive oder negative Quittungen eine gesicherte Übertragung garantiert, benötigt auch der Sender Mechanismen, um die Übertragung von Einzelpaketen zu sichern.

Wie bereits erwähnt, werden negative Quittungen oft nicht unmittelbar nach dem Empfang gestörter Pakete ausgesendet. Die fehlerfreie Übertragung eines einzeln ausgesandten Paketes oder das letzte Paket einer Sequenz kann somit nur vom Sender überwacht werden. Er wartet eine vorgegebene Zeitspanne auf eine Quittung des Pakets. Bleibt diese aus, so kommt es zu einer zeitgesteuerten Klärung der Situation (Timeout). Die ausbleibende Quittung kann unterschiedliche Ursachen haben, zum einen ist eine Störung des Originalpakets, zum anderen eine Störung der Quittung möglich. Eine Wiederholung würde nur bei Störung des Originalpaketes sinnvoll sein, bei Störung der Quittung kann es zu Mißinterpretationen kommen. Deshalb wird oft der Poll-Final-Checkpoint-Mechanismus eingesetzt. Dabei sendet der Sender ein Paket mit gesetztem Poll-Bit als Anforderung für einen Zustandsbericht des Empfängers. Das entsprechende Berichtspaket wird mit einem gesetzten Final-Bit-übertragen. Während des gesamten Poll-Final-Zyklus werden vom Sender keine Nutzdaten übertragen. Somit stellt der gesamte Zyklus einen Punkt (Checkpoint) für die Datenübertragung dar, bei dem der Zustand des Empfängers dem Sender bekannt ist. Nun kann mit der Datenübertragung fortgefahrene werden.

Der Poll-Final-Mechanismus wird in den meisten ARQ-Protokollen neben REJ bzw. SREJ eingesetzt. Dieser Mechanismus wird bei SREJ-Protokollen auch dann ausgelöst, wenn SREJ-Anforderungen verloren gehen.

Bei Systemen mit hoher Schleifenlaufzeit kommt es bei steigenden Paketfehlerraten bei diesem Mechanismus durch die langen Ausfallzeiten (Poll-Final-Zyklen) zu erheblicher Durchsatzreduktion.

#### 4.3.6 Vergleich der unterschiedlichen ARQ-Verfahren

Die bisher vorgestellten Methoden stellen die Basisstrategien der ARQ-Verfahren dar. Abbildung 4.9 zeigt den normierten theoretischen Durchsatz der vorgestellten ARQ-Strategien für eine feste Kanalverzögerung ( $S = 10$ ) im Vergleich. Unter Voraussetzung unkorreliert gestörter Pakete, eines unbegrenzten Empfangspuffers und unendlicher Fenstergröße ist das SREJ-Verfahren das günstigste. Diese Bedingung aber ist in der Praxis nicht realisierbar, aber auch aus Gründen der Gesamtsystemoptimierung unerwünscht.

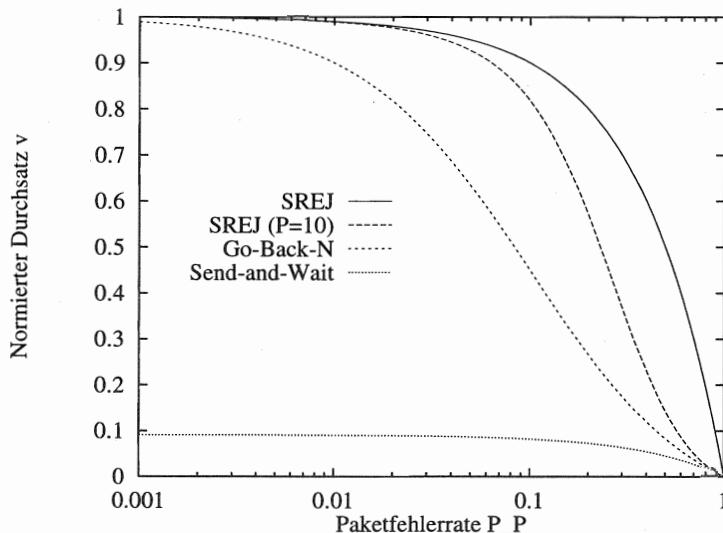


Abbildung 4.9: Normierter Durchsatz verschiedener ARQ-Verfahren ( $S=10$ )

### 4.3.7 Strategien zur Verzögerungsminimierung

Aufgrund der Limitierung der Fenstergröße und des Empfangspuffers wurden Anforderungsmechanismen entwickelt, die die Vorteile der Selective-Repeat-Strategie auch bei begrenzten Empfängerpuffern ausnutzen, z.B. die Weldon-Strategie und das Stutter-Verfahren. Beide Verfahren kommen in GSM nicht zum Einsatz, sollen hier jedoch kurz beschrieben werden.

#### Weldon-Strategie

Der Empfängerpuffer hat eine Kapazität von  $q \cdot (S + 1)$  Pakete, ( $q = 1, 2, 3, \dots$ ). Der Sender überträgt kontinuierlich bis zum Empfang der ersten  $NAK[NS]$  Nachricht. Das Paket mit Laufnummer  $NS$  wird nun  $n_1$ -mal übertragen. Werden alle gesendeten Kopien fehlerhaft übertragen und wiederum  $NAK[NS]$  empfangen, so werden  $n_2$  Kopien des Paketes  $NS$  wiederholt. Dieses Prinzip wird bis zu einer Wiederholungsstufe  $n_q$  fortgesetzt. Ab diesem Zeitpunkt wird das gestört empfangene Paket mit  $n_q$  Kopien so lange gesendet, bis eine erfolgreiche Übertragung zustande gekommen ist.

### Stutter-Verfahren

Wie beim SREJ-Verfahren werden nur diejenigen Pakete wiederholt gesendet, für die ein *NAK* empfangen wurde. Dies gilt so lange, bis die Anzahl von *NAK*'s für ein Paket  $NS$  einen festgelegten Wert  $T_{max}$  überschreitet. Dann sendet der Sender nur noch den Datenblock mit Laufnummer  $NS$ , bis dieser fehlerfrei beim Empfänger angekommen ist und eine positive Quittung ( $ACK[NS]$ ) vom Sender empfangen wurde.

## 4.4 Hybride ARQ/FEC-Protokolle

Sowohl ARQ-Verfahren als auch die Anwendung von Vorwärtsfehlerkorrektur (FEC) bieten jeweils spezielle Vor- und Nachteile.

Die ARQ-Verfahren garantieren geringe Restfehlerwahrscheinlichkeiten und erfordern nur einen geringen Anteil zugehöriger Redundanz (Paketkopf + Prüfsummen).

Jedoch muß ein Rückkanal vom Empfänger zum Sender vorhanden sein, und je nach gewähltem Verfahren müssen Sender und Empfänger ebenfalls mit einem Speicher ausgerüstet sein. Zudem ist die Verzögerung und Durchsatz von reiner ARQ-Verfahren stark vom aktuellen Kanalzustand abhängig und kann daher stark schwanken.

FEC-Verfahren liefern einen konstanten Durchsatz bei konstanter Verzögerungszeit und erfordern keinen Rückkanal. Durch die Wahl einer geeigneten Codierrate kann mit FEC-Verfahren auf beliebig schlechten Kanälen übertragen werden, auf denen mit reinen ARQ-Verfahren keine Übertragung möglich ist. Jedoch wird durch die gegenüber ARQ-Verfahren hohe Codierrate der maximal mögliche Durchsatz stark reduziert, und die Restbitfehlerrate ist vom Kanalzustand abhängig.

Für Datenübertragung über Mobilfunkkanälen wurden zusammengesetzte Verfahren aus ARQ und FEC, sogenannte hybride ARQ/FEC-Verfahren (HARQ) entwickelt und standardisiert, die die Vorteile beider Systeme möglichst vereinen sollten.

Bei hybriden ARQ/FEC-Protokollen werden zwei Typen von Verfahren unterschieden:

- **Typ-I-ARQ/FEC-Verfahren** Bei sogenannten Typ-I-Verfahren wird ein decodiertes und als fehlerhaft erkanntes Paket verworfen und neu angefordert.

- **Typ-II-ARQ/FEC-Verfahren** Bei den Typ-II-Verfahren wird zu einem decodierten und als fehlerhaft erkannten Paket sukzessive Redundanz nachgefordert und diese dann gemeinsam mit dem ursprünglich empfangenen Paket decodiert.

#### 4.4.1 Hybride ARQ-Protokolle in Mobilfunksystemen

Digitale Mobilfunksysteme der 2. Generation nutzen heute nur Typ-I hybride ARQ-Protokolle. Im GSM werden z.B. zwei HDLC-basierte Typ-I-ARQ/FEC-Protokolle eingesetzt:

- **LAPDm:** Die Signalisierdaten der Funkschnittstelle werden mit Hilfe des LAPDm-Protokolls gesichert, wobei ein Halbraten-Faltungscode (2,1,5) und ein Firecode eingesetzt werden.
- **RLP:** Für die Datenübertragung wurde das RLP<sup>5</sup> entwickelt, wobei ein punktierter Faltungscode (2,1,5) benutzt wird.

#### 4.4.2 Übersicht Typ-II-hybrider ARQ/FEC-Protokolle

TypII-hybride ARQ/FEC-Verfahren basieren auf dem Konzept, daß nach Anzeige eines Fehlers durch einen ARQ-Mechanismus nicht das Originalpaket übertragen wird, sondern ein weiterer Teil des durch ein FEC-Verfahren aus dem Originalpaket codierten Datenstroms.

Basierend auf diesen Vorgaben sind in den letzten Jahren verschiedene Ansätze für TypII-HARQ-Verfahren entwickelt worden. Diese unterscheiden sich zum einen durch die verwendeten fehlererkennenden und korrigierenden Codes und zum anderen durch die Codierraten, die in den jeweiligen Übertragungen verwendet werden. Bei allen liegt als ARQ-Mechanismus die SREJ-Strategie zugrunde.

Es werden im wesentlichen zwei Arten von fehlerkorrigierenden Codes benutzt: invertierbare Blockcodes und Faltungscodes.

Im folgenden werden die zur Zeit bekannten Verfahren kurz vorgestellt.

#### 4.4.3 Verfahren von Lin und Yu

Bei dem von Lin und Yu 1983 in [181] beschriebenen Verfahren wird fehlerkorrigierende Redundanz nicht bei der ersten Übertragung zugefügt, son-

---

<sup>5</sup>Radio Link Protocol

dern nur auf Anfrage gesendet. Dabei werden zwei Codes benutzt, ein linearer  $(m, n)$  Blockcode  $C_0$  mit hoher Übertragungsrate zur Fehlererkennung und ein invertierbarer<sup>6</sup>  $(2n, n)$  Code  $C_1$  mit niedriger Übertragungsrate zur Fehlerkorrektur.

Dabei wird ein Datenpaket der Länge  $n$  mit  $C_0$  in ein erstes  $m - bit$  langes Wort  $u_1$  codiert und anschließend übertragen. Entdeckt der Empfänger Fehler im empfangenen Wort, speichert er es und fordert vom Sender eine Nachsendung zum Datenpaket. Der Sender wiederum berechnet mit Hilfe von  $C_1$   $n$  Paritybits für das Datenpaket und verschickt diese in einem zweiten  $m$ -bit langen Wort.

Der Empfänger invertiert dieses empfangene Codewort und stellt mit dem Code  $C_0$  eventuelle Fehler fest. Ist dies der Fall, werden über den Code  $C_1$  die beiden empfangenden Worte gemeinsam decodiert. Falls die fehlerkorrigierenden Eigenschaften von  $C_1$  für eine fehlerfreie Decodierung nicht ausreichen, wird beim Empfänger das jeweils letzte empfangene Wort gespeichert und der Sender wiederholt alternierend das jeweils andere Wort. Dieses Verfahren wird so lange fortgesetzt, bis eine fehlerfreie Decodierung zustande gekommen ist.

Bei dem in [181] und [112] beschriebenen Verfahren werden für  $C_1$  verkürzte BCH- oder  $(2, 1, K)$ -Faltungscodes benutzt. Als  $C_0$  ist ein  $(m, n)$  fehlererkennender Code vorgesehen. Bei den Faltungscodes werden die Bitfolgen an den zwei Ausgängen des Coders getrennt voneinander übertragen. Soll z.B. die Informationsmenge  $v$  übertragen werden, so wird diese zuerst mit  $C_0$  nach  $i$  codiert. Die zu sendenden Sequenzen können wie folgt berechnet werden:

$$\begin{aligned} u_0(X) &= i(X) \cdot g_1(X) \\ u_1(X) &= i(X) \cdot g_2(X) \end{aligned}$$

$g_1(X)$  und  $g_2(X)$  sind die Generatorpolynome eines Faltungscoders

#### 4.4.4 Verfahren von Morgera, Krishna und Oduol

Der Vorteil der von Morgera, Krishna in 1987 vorgestellten Methode [98] ist, daß nach jeder Wiederholung eines Datenpaketes immer der gleiche Decoder verwendet werden kann. Ein  $(mn, n)$ -Blockcode ist ein invertierbarer Code und kann in  $m$  Subblöcken übertragen werden. Mit jeder ankommenden

---

<sup>6</sup>Ein Code  $(2n, n)$  heißt „invertierbar“, wenn aus den  $n$  Paritybits, welche beim Codierungsvorgang berechnet wurden, die Originalsequenz wieder herzustellen ist.

Teilversion wächst die Menge an empfangener Redundanz. Damit wächst auch die fehlerkorrigierende Stärke des Blockcodes. Für  $C_0$  wird ein  $(n, k)$ -Blockcode vorgeschlagen.

In [123] wurde im Jahre 1989 von Morgera und Oduol ein Soft-Decision-Decodierverfahren für  $(mn, n)$ -Blockcodes vorgeschlagen.

#### 4.4.5 Separable Codes mit BCH-Codes

1988 wurde von Du Kasahara und Namekawa in [42] die Anwendung von separierbaren Codes (separable codes) allgemeiner beschrieben. In Abbildung 4.10 ist deren Struktur dargestellt.  $f(X)$  ist entweder ein auf  $F(X)$  basierendes punktierter Codewort, oder  $F(X)$  ist ein von  $f(X)$  ausgehend erweitertes Codewort. Zum Codewort  $f(X)$  existiert ein fehlererkennender Code, zum Codewort  $F(X)$  existiert ein fehlerkorrigierender Code, dessen Redundanz in mehrere Teilblöcke aufgeteilt werden kann.

In [42] wird eine Methode vorgestellt, wie man aus BCH-Codes separable Codes gewinnen kann. Beim vorgeschlagenen Übertragungsverfahren ist die Länge der gesendeten Pakete immer konstant. Bei einer Übertragung kann Redundanz für ein bereits verschicktes Paket und gleichzeitig neue Information gesendet werden. Für  $C_0$  wird ein  $(m, n)$ -Blockcode vorgeschlagen.

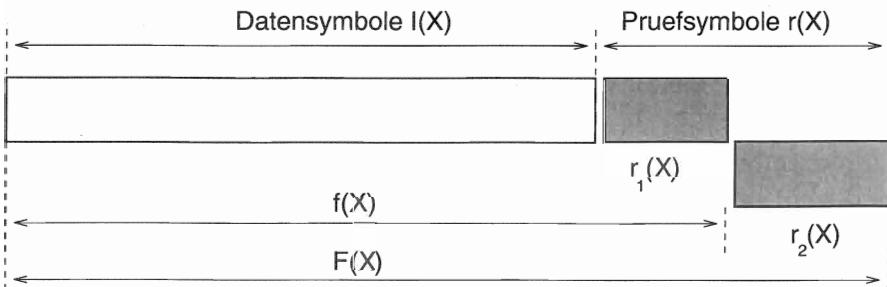


Abbildung 4.10: Struktur von separierbaren Codes

#### 4.4.6 Code combining mit Faltungscodes

Diese 1990 und 1993 vorgestellten Verfahren von Kallel und Leung [79, 8] verwenden Code-Kombinierung (code combining) in Zusammenhang mit

Faltungscodes. Zur Fehlererkennung und -korrektur wird beim Sender ein  $(m, n)$ -Blockcode bzw. ein  $(2, 1, K)$ -Faltungscode benutzt. Wie auch bei [181] wird jeder Ausgang des Faltungscoders getrennt übertragen. Der wesentliche Unterschied ist jedoch, daß bei einer mißglückten Decodierung die bis dahin empfangenen Teilversionen nicht verworfen werden, sondern weiterhin gespeichert bleiben. Nach jeder weiteren Wiederholung eines Coderausgangs werden alle gespeicherten Versionen miteinander zu einem  $(m, 1, K)$ -Faltungscoder kombiniert. Für  $C_0$  wird ein  $(m, n)$ -Blockcode vorgeschlagen.

Ein weiteres von Kallel und Haccoun 1988 und 1991 vorgeschlagenes Verfahren[82, 85] benutzt Code-Kombinierung in Verbindung mit sequentieller Decodierung von Faltungscodes. Bei dieser Methode wird ein Faltungscode mit Codierrate  $b/V$  verwendet. Eine zu transportierende Informationsmenge  $I$  wird in Blöcken  $X$  codiert. Jeder Block  $X$  wird in  $V$  verschiedene Teilblöcke  $X_j$  unterteilt,  $j = 1, 2, \dots, V$ .

Jeder Teilblock  $X_j$  entspricht dem Ergebnis am jeweiligen Ausgang des Faltungscoders. Bei einer Übertragung wird jeweils eine Gruppe von  $h$  Teilblöcken übertragen. Kann der Empfänger ein Datenpaket nicht fehlerfrei aus der Gruppe decodieren, so wird eine weitere Gruppe von Teilsequenzen übertragen. Der Empfänger kombiniert die bereits empfangenen Gruppen mit neu ankommenden und startet den Decodervorgang von neuem.

Diese Prozedur wird so lange durchgeführt, bis eine erfolgreiche Decodierung zustande gekommen ist.

#### 4.4.7 RCC-Faltungscodes

Durch ratenkompatible Faltungscodes (RCC) ist es möglich, das Maß an Redundanz in einem Datenblock den Kanalverhältnissen anzupassen. Solche Faltungscodes werden aus RCPC (Rate Compatible Punctured Convolutional Codes) und RCRC (Rate Compatible Repetition Convolutional Codes) gewonnen, vgl. [186, 61, 62, 65, 84, 61].

Vorteile der RCC-Faltungscodes sind, daß nur ein Faltungscode bzw. Viterbi-Decoder eingesetzt wird und daß bei Erstübertragung eine hohe Codierrate (z.B.  $7/8, 7/10, \dots, 7/14, 7/16, \dots$ ) gewählt werden kann.

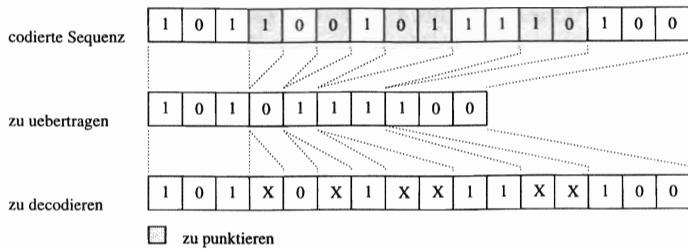


Abbildung 4.11: Punktierungsvorgang

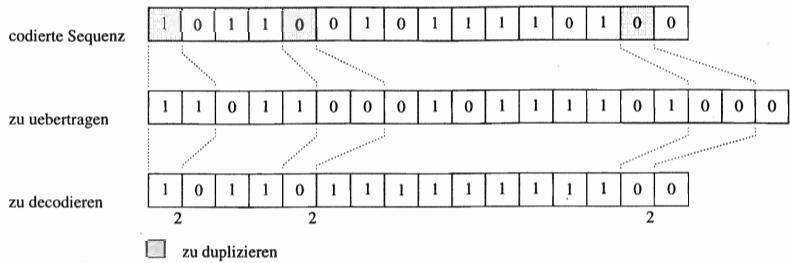


Abbildung 4.12: Repetitionscodierung

### Ratenkompatible punktierte Faltungscodes (RCPC)

Im Konzept der ratenkompatiblen punktierten Faltungscodes (Rate Compatible Punctured Convolutional Codes, RCPC) [62, 65] werden durch periodisches Punktieren (Periode  $P$ ) eines  $1/n$  Faltungscodes Coderfamilien entwickelt mit Übertragungsraten  $\frac{P}{P+l}$ , wobei  $1 \leq l \leq (n-1) \cdot P$  ist. Dabei wird vorausgesetzt, daß die Elemente der Punktiermatrizen hochratiger Faltungscodes Untermenge der Punktiermatrizen der niederratigen Codes sind.

Rate	$d_{free}$	Matrix	Rate	$d_{free}$	Matrix
$3/4$	3	$\underline{\underline{P}}_0 = \begin{matrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 0 \end{matrix}$	$3/7$	6	$\underline{\underline{P}}_3 = \begin{matrix} 1 & 1 & 1 \\ 2 & 1 & 1 \end{matrix}$
$3/5$	4	$\underline{\underline{P}}_1 = \begin{matrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{matrix}$	$3/8$	6	$\underline{\underline{P}}_4 = \begin{matrix} 1 & 1 & 1 \\ 2 & 2 & 1 \end{matrix}$
$3/6$	5	$\underline{\underline{P}}_2 = \begin{matrix} 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{matrix}$	$3/9$	8	$\underline{\underline{P}}_5 = \begin{matrix} 1 & 1 & 1 \\ 2 & 2 & 2 \end{matrix}$

Tabelle 4.5: Beispiel für Punktier- bzw Repetitionsmatrizen für den (2,1,3) Faltungscode (Periode  $P = 4$ )

### Ratenkompatible wiederholende Faltungscodes (RCRC)

Das von Kallel und Haccoun [84, 61] beschriebene Verfahren stellt eine Verallgemeinerung des im letzten Abschnitt beschriebenen Verfahrens (RCPC) dar. Hier werden neben der Punktierung auch die Wiederholung von Bits durch ratenkompatible wiederholende Faltungscodes (Rate Compatible Repetition Convolutional Codes, RCRC) zugelassen.

Dabei werden einzelne Bitstellen aus den codierten Sequenzen nicht herausgestrichen (punktiert), sondern dupliziert (Abb. 4.12). Das Vervielfältigen der Bitstellen wird anhand von Repetitionsmatrizen vorgenommen. Empfängerseitig werden die Werte der mehrfach empfangenen Stellen geeignet kombiniert, z.B. durch Verknüpfung der Soft-Decision-Werte. Durch diese Methode werden einzelne Bits stärker geschützt, was einer niedrigeren Codierrate entspricht.

Wie auch bei RCPC-Codes müssen die Elemente der Repetitionsmatrizen hochratiger Faltungscodes Untermenge der Tabellenelemente der niederratigen RCRC-Codes sein. Die Ratenkompatibilität ist durchgehend gültig für die hochratigen RCPC- bis zu den niederratigen RCRC-Codes.

### Einsatz von RCC-Faltungscoder

Beispiele für Punktier- bzw. Repetitionsmatrizen für einen (2,1,3)-Faltungscode bei einer Periode  $P = 4$  sind in Tabelle 4.5 (Quelle: [84]) dargestellt. Hierbei bedeuten Stellen in den Matrizen mit dem Wert 1 eine einfache Übertragung, Stellen mit dem Wert 0 führen zum Punktieren des entsprechenden Bits, Stellen mit dem Wert 2 bedeuten eine Wiederholung des Bits.

Bei der ersten Übertragung zu einem Paket wird dieses mittels eines (2,1,3)-Faltungscoders codiert und anhand von  $\underline{\underline{P}}_0$  punktiert. Kann ein Paket aufgrund von Störungen nicht erfolgreich decodiert werden, so werden die bei Erstsendung punktierten Bits nachgefordert (Abb. 4.13). Für die erste Nachsendung müssen zusätzliche Bits derart nachgesendet werden, daß sich aus Kombination beider Übertragungen eine Punktierung mit Punktiermatrix  $\underline{\underline{P}}_1$  ergibt. Dies kann erreicht werden, indem bei der Nachsendung mit der Differenzmatrix  $\underline{\underline{D}}_0$  punktiert wird.

$$\underline{\underline{D}}_0 = \underline{\underline{P}}_1 - \underline{\underline{P}}_0 \quad (4.21)$$

Reicht die versendete Redundanz nicht aus, werden weitere Differenzmatrizen ermittelt, die entsprechende Redundanzmenge berechnet und verschickt. Für die zweite Wiederholung müßten dementsprechend Bits zu  $\underline{\underline{P}}_2$  gesendet werden, usw..

Jedesmal kombiniert der Empfänger die ankommenden Bitsequenzen mit den bereits empfangenen (Abb. 4.13), berechnet anhand der vorliegenden Punktier- bzw. Repetitionsmatrizen die resultierenden Datenworte und übergibt diese dem Faltungsdecoder.

Zur Fehlererkennung ( $C_0$ ) wird ein  $(m, n)$ -Blockcode vorgeschlagen.

Auf die Erzeugung von Punktier- bzw. Repetitionsmatrizen und das eingesetzte Verfahren wird in Abschnitt (B) im Anhang dieser Arbeit detailliert eingegangen.

#### 4.4.8 Multiple Copy Decoding von Faltungscodes

Bei diesem von Kallel 1992 vorgestellten Verfahren wird als ARQ-Strategie die Weldon-Strategie (Abschnitt 4.3.7) angewandt [86].

Eine zu übertragende Sequenz  $i(X)$  wird mittels eines (2,1,K)-Faltungscoders in  $x(X)$  codiert. Jeder Ausgang des Faltungscoders wird getrennt übertragen. Abwechselnd verschickt der Sender  $u_0(X) = i(X) \cdot g_1(X)$  und  $u_1(X) = i(X) \cdot g_2(X)$ . Die Anzahl der Wiederholungen wird mit  $n_i$  bezeichnet. Ist  $n_i = 1$ , wird  $u_1(X)$  verschickt. Ist  $n_i = 2$ , werden  $u_0(X)$  und  $u_1(X)$  verschickt. Werden weitere Wiederholungen angefordert und ist  $n_i$  gerade, so werden  $u_0(X)$  und  $u_1(X)$  jeweils  $(n_i/2)$ -mal gesendet. Ist  $n_i$  ungerade, wird  $u_0(X)$   $((n_i - 1)/2)$ -mal und  $u_1(X)$   $(1 + (n_i - 1)/2)$ -mal verschickt. Diese Prozedur wird so lange fortgesetzt, bis eine erfolgreiche Decodierung für  $i(X)$  erfolgt ist.

Der Empfänger kann auf zwei verschiedene Arten die empfangenen Versionen decodieren:

- Der Empfänger decodiert nur anhand der in der letzten Wiederholung empfangenen Versionen von  $u_0(X)$  und  $u_1(X)$ . Er hat somit  $n_i$  Datenblöcke, die er miteinander kombinieren kann und seinem Viterbi-Decoder geben kann. Der Empfänger braucht lediglich die zuletzt empfangenen Datenpakete zu speichern.
- Der Empfänger speichert alle gesendeten Datenblöcke. Er hat also insgesamt  $n_0 + n_1 + n_2 + \dots + n_q$  Versionen für  $u_0(X)$  und  $u_1(X)$  empfangen. Diese werden alle wie bei RCC-Faltungscodes miteinander kombiniert und dem Decoder zugeführt.

#### 4.4.9 Verfahren mit Mehr-Paket-Codierung

Das 1993 von Aghadavoodi vorgestellte XOR-ARQ-Verfahren wurde für Satellitenübertragungen mit hohen Verzögerungen entwickelt [6]. Dabei wird im Gegensatz zu den bisher hier erwähnten Verfahren der korrigierende Code  $C_1$  über mehrere zu übertragende Pakete gebildet. Dabei werden für  $C_1$  relativ kurze, systematische Blockcodes verwendet, die jeweils eine Bitposition aller Pakete verbinden. Die dabei entstehenden Pakete mit Paritätsbits werden XOR-Pakete genannt.

Das Verfahren gibt die Möglichkeit, dynamisch auf schwankende Übertragungsverhältnisse einzugehen und ist sehr einfach zu realisieren. Solange keine Decodierfehler auftreten, erfolgt eine kontinuierliche Übertragung. Werden ein oder mehrere negative Quittungen empfangen, so wird beim Sender ein XOR-Fenster aufgebaut. In diesem Fenster erscheinen alle transportierten Datenblöcke als neue Pakete, wiederholte Pakete als XOR-Pakete. Ein XOR-Paket entsteht dabei durch systematische Codierung aller im XOR-Fenster befindlichen Pakete. Die Größe des XOR-Fensters gibt die Anzahl der zu kombinierenden Datenpakete an. Der Empfänger kann ein gestörtes Paket mit Hilfe der XOR-Pakete berechnen. Diese Strategie kann mit der Weldon-Strategie oder der sog. Stutter-Strategie (Abschnitt 4.3.7) kombiniert werden.

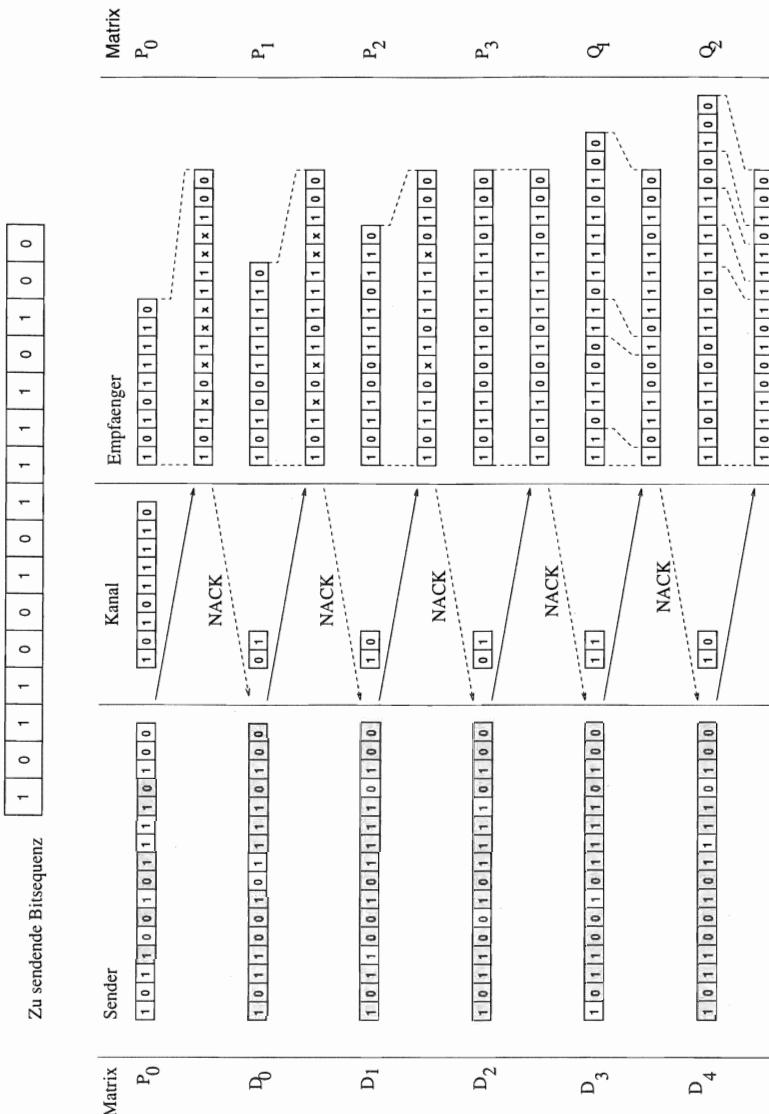


Abbildung 4.13: TypII-HARQ/FEC mit RCC-Codes

## KAPITEL 5

---

# Simulationsumgebung

Bevor in den folgenden Kapiteln die Konzepte zur Fehlersicherung und zur Zugangssteuerung auf den Mobilfunkkanal beschrieben werden, soll in diesem Kapitel kurz die eingesetzte Simulationsumgebung beschrieben werden. Alle im Rahmen dieser Arbeit bewerteten Protokolle und Konzepte wurden mittels stochastischen Simulationen bewertet.

Als Basis für die Simulationsprogramme wurde eine Bibliothek von C++-Klassen (**GSMDATA**) entwickelt. Diese wurde von der am Lehrstuhl für Kommunikationsnetze entwickelten Klassenbibliothek CNCL<sup>1</sup>[22] abgeleitet.

CNCL enthält Module zur Zufallszahlengeneration, statistischen Auswertung und Objektverwaltung zum objektorientierten Aufbau von Simulationsprogrammen und ist besonders zur ereignisorientierten Simulation geeignet.

Die Klassenbibliothek **GSMDATA** enthält weitere, mobilfunkspezifische Klassen zur Simulation von GSM-Diensten, z.B.

- **Kanalmodellierung:** Es wurden Klassen zur Nachbildung des Funkkanals mit Hilfe der in Abschnitt 3.5 vorgestellten Kanalmusterdateien mit vorsimulierten Zeitabschnitten des GSM-Funkkanals implementiert.  
Weiterhin wurde eine Klasse implementiert, bei der der Kanal durch einen Bernoulli-Prozeß mit konstanter Bitfehlerwahrscheinlichkeit modelliert werden kann .
- **Kanalcodierung:** Neben generischen Klassen zur Erzeugung verschiedener Kanalcoder und Decoder für Faltungscodes, Reed-Solomon-Codes, Fire-Codes und CRC sind auch die in GSM spezifizierten Spezialfälle wählbar (Kanalcodierung und Interleaving nach GSM 05.03) Beim Einsatz der Faltungscodes wurde im Rahmen dieser Arbeit, wenn nicht anders erwähnt, Viterbi-Algorithmus mit Soft-Decision-Decodierung eingesetzt und über die gesamte Blocklänge decodiert.

---

<sup>1</sup>Communication Networks Class Library

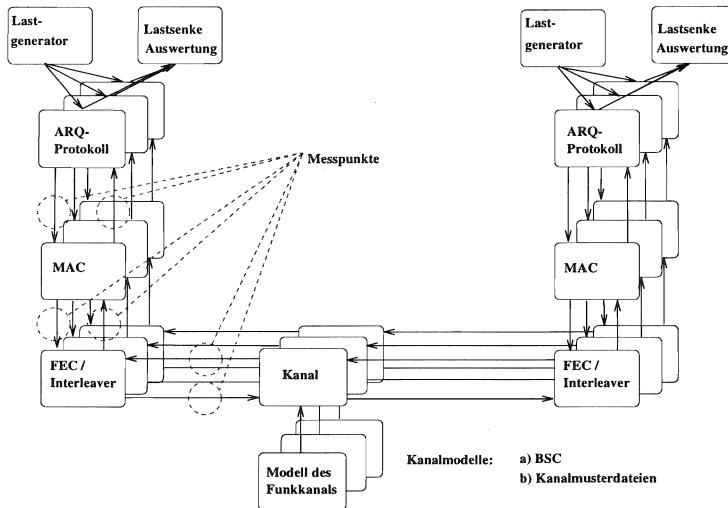


Abbildung 5.1: Architektur der Simulationssoftware

- **Instanzen der verwendeten Protokolle:** Neben den Protokollinstanzen des RLP nach GSM 04.22 und des LAPDm nach GSM 04.06 wurden auch Anpassungsklassen wie die Ratenadaption GSM 04.21 und Terminal-Adaption und Relais-Funktionen nach GSM 07.01, GSM 07.02 bzw. GSM 07.03 implementiert.
- **Anwendungsorientierte Protokolle:** Zur Untersuchung des FAX-Dienstes in GSM wurden auch die Protokolle zur Gruppe-3-FAX-Übertragung (ITU-T T.30/T.4) und die GSM-spezifischen Adapter-Protokolle nach GSM 03.45 und 03.46 implementiert.
- **Lastmodelle:** Zur Lastgenerierung wurden Markov-Modulierte-Poisson-Prozesse eingesetzt, wie sie auch in Abschnitt 2.4.2 zur Modellierung des Paketaufkommens verwendet wurden.

Je nach Simulationsszenario wurden aus den Klassen verschiedene Simulationsprogramme zusammengestellt.

## KAPITEL 6

---

# Leistungsbewertung von Zugriffsprotokollen für einen Paket-Datendienst in GSM

Der stark büschelartige Verkehr einiger Datenanwendungen verbunden mit hohen Verbindungsgebühren im GSM lässt den Wunsch nach einem Paket-Datendienst entstehen. Mit einem solchen Dienst sind verschiedene, sogar variable Bitraten möglich, bei gleichzeitiger Nutzung verschiedener Verkehrskanäle auch mit Datenraten höher als 9600 bit/s.

Im Jahre 1993 wurde bei ETSI-SMG<sup>1</sup> für die GSM-Erweiterungs-Phase 2+ ein Arbeitspunkt zur Standardisierung eines Paket-Datendienstes definiert (General Packet Radio Service, GPRS).

Im Rahmen dieser Arbeit wurden verschiedene Konzepte entwickelt, die durch Einführung stochastisch gemultiplexter logischer Kanäle die Übertragung von Datenpaketen ermöglicht. Die ersten Konzepte wurden auf internationalen Tagungen und auch direkt in den entsprechenden Standardisierungsgremien<sup>2</sup> vorgestellt. In diesem Kapitel wird das CELLPAC-V&D<sup>3</sup>-Konzept zur Realisierung eines solchen Dienstes vorgestellt und seine Eignung simulativ bewertet.

### 6.1 Grundlegende Protokolleigenschaften

#### 6.1.1 Vorteile der Integration von Paket-Datendiensten in GSM

Ein Paket-Datendienst kann nur dann kostengünstig angeboten werden, wenn der Netzbetreiber mehrere virtuelle Verbindungen über denselben Kanal im Multiplex realisieren kann. Das verwendete Zugriffsprotokoll (Medium Access Protocol, MAC) muß dabei die effiziente Nutzung des Kanals durch unterschiedliche Paket-Datendienst-Anwender sicherstellen.

<sup>1</sup>ETSI-SMG ist die für die Standardisierung von GSM in Europa zuständige Normungsgremium

<sup>2</sup>z.B. Anfang 1993 in ETSI-SMG-4 in Kopenhagen

<sup>3</sup>Voice und Data

Geht man davon aus, daß im GSM überwiegend leitungsvermittelte Sprachverbindungen benötigt werden, müssen neue Mechanismen auch geeignet mit leitungsvermittelten Diensten koordiniert werden. Da leitungsvermittelte Dienste immer nur einen Teil der vorhandenen Kapazität nutzen (vgl. Abschn.2.1.1), sollte das Konzept eines Paket-Datendienstes diese so verfügbare Kapazität nutzbar machen. Dies kann z.B. ermöglicht werden, indem leitungsvermittelte Dienste mit höherer Priorität behandelt und paketvermittelnde Dienste verdrängt werden.

### 6.1.2 Kompatibilitätsaspekte

Die weite Verbreitung von GSM-Komponenten und Systemen führt zu dem Wunsch, daß der neue Dienst in das vorhandene System eingebettet werden kann. Dabei stehen die Forderungen nach Kompatibilität oft im Gegensatz zu einer effizienten Realisierung. Mögliche Realisierungskonzepte können daher durchaus unterschiedlich sein.

Im Rahmen dieser Arbeit wurden einige Kompatibilitätsannahmen gemacht:

Die **GPRS-Kanalstruktur** sollte der GSM-Kanalstruktur angepaßt sein, insbesondere sollten die in GPRS verwendeten Kanäle so gewählt werden, daß sie sich auch in ein Frequenzsprungverfahren integrieren lassen. Weiterhin erlaubt die Wahl einer der in GSM verwendeten Multiframestrukturen (26er oder 51er), daß die Bedeutung der Kanäle ohne zusätzliche Anpassungszeiten änderbar sind und von der inaktiven Mobilstation auch Broadcast-Kanäle gehört werden können.

Um die Kompatibilität der Funkschnittstelle mit dem GSM-System zu gewährleisten, wird die bestehende **Burststruktur** und **Modulationsart** identisch übernommen. Das bedeutet, daß Hardwarekomponenten unverändert übernommen werden können. Als Einschränkung wird dabei im Kauf genommen, daß die auf dem Downlink nicht benötigten Schutzzeiten von 8.25 bit je Burst nicht als Signalisierkanal verwendet werden können, wie dieses z.B. beim PRMA-Verfahren (Packet Reservation Multiple Access) [136] geschieht.

Ein Grund dafür ist, daß die Kapazität dieses Kanals beim Einsatz von Fehlerkorrekturverfahren zu gering ist, ohne deren Einsatz aber Stationen benachteiligt werden.

**Handover** und **Power Control** erfordern eine Qualitätsmessung. Die Übertragung des notwendigen Signalisierverkehrs innerhalb der Übertra-

gungsdauer ist innerhalb eines Paketes nur mit erheblichem Aufwand zu realisieren. Da Paketübertragungen für Sprache und Daten in Bündelfunksystemen zeitlich begrenzt sind, ist die Durchführung von Handovers außerdem nicht sinnvoll. So wurden bei dem in dieser Arbeit entwickelten Konzept keine Handover-Mechanismen integriert.

### 6.1.3 Dienstgüteanforderungen eines GSM-Paket-Datendienstes

Die attraktiven Kosten des paketvermittelnden Datendienstes sollen keine signifikanten Einschränkungen der Dienstgüte (Datenrate, Fehlerwahrscheinlichkeit) für den Nutzer zur Folge haben. Bereits existierende Dienste sollen in ihrer Dienstgüte unbeeinflußt bleiben.

Der Dienst sollte primär angepaßt sein an die häufige Übertragung kleiner Datenmengen ( $\leq 200\text{bit}$ ) und die unregelmäßige Übertragung kleiner bis mittlerer Datenmengen ( $\leq 2\text{kByte}$ ).

Während einer GPRS-Sitzung sollten leitungsvermittelte Rufe (Sprache, Daten) initiiert und empfangen werden können. Ebenso sollte es möglich sein, z.B. während eines Telefongesprächs GPRS-Daten zu senden bzw. zu empfangen. Dabei kann es notwendig sein, die Transferraten für den einen oder anderen Dienst zu reduzieren.

Neben Punkt-zu-Punkt-Dialogverkehr und Einzelnachrichten sollen auch Punkt-zu-Mehrpunkt-Nachrichten übertragen werden können.

Die Datenrate sollte auf die üblichen Dienste angepaßt sein. Wird eine zu hohe Datenrate durch den Paketdienst angeboten und ist eine Übertragung von zum Reservierungszeitpunkt noch nicht vorliegenden Daten erlaubt, so reißt die Übertragung zwischenzeitlich kurz ab und der Kanal muß erneut reserviert werden.

Die maximale Verzögerungszeit eines Paketes zwischen den GPRS-Zugangspunkten hängt von der Güte des gewählten Dienstes ab. So muß z.B. für Nachrichten einer Länge von 500 byte die Verzögerungszeit bei 99% der Pakete eine Dauer von 1 Sekunde bei hoher Dienstgüte nicht überschreiten (bzw. 300 Sekunden bei niedrigster Dienstgüte)[3].

Die von GPRS garantierter Restpaketfehlerrate ( $P_P$ ) sollte vergleichbar mit der in existierenden Netzen sein. Sie sollte abhängig von der gewählten Dienstgüte im Bereich von  $0.0001 \leq P_P \leq 0.001$  liegen.

### 6.1.4 Technische Anforderungen des Endgerätes

Die relative Verschiebung von Up- und Down-Link-Rahmenstruktur erlaubt es zur Zeit, die beiden Übertragungsrichtungen zeitlich zu entkoppeln. Die Fähigkeit einer Mobilstation, gleichzeitig oder in geringem zeitlichen Abstand senden und empfangen zu können, ist mit erheblich höheren Gerätekosten verbunden. Dies ist durch die notwendige Entkopplung von Sende- und Empfangsstufe und einer höheren Prozessorleistung bedingt. Ein GPRS-Protokollvorschlag sollte dies berücksichtigen.

Der Stromverbrauch ist bei Mobilfunkgeräten eine sehr kritische Größe. Im Sendebetrieb bestimmen die Effizienz der Protokolle und ggf. Power Control den Leistungsbedarf. Da die erforderliche Rechenleistung auch beim Empfang von Daten im GSM durch die Entzerrer und Kanaldecoder nicht vernachlässigbar ist, sollte eine Möglichkeit für diskontinuierlichen Empfang vorgesehen werden.

## 6.2 Realisationskonzepte für einen Paket-Datendienst in GSM

Grundsätzlich gibt es zur Realisation eines Paket-Datendienstes in GSM 3 Möglichkeiten:

1. Die Realisation einer variablen Datenrate durch Nutzung einer zeitveränderlichen Zahl oder Art von Kanälen
2. Eine schnelle und ausschließliche Zuweisung von Kanälen für die Dauer einer Paketübertragung
3. Die Einführung neuer Kanalstrukturen mit stochastisch gemultiplexten logischen Kanälen

Im Rahmen dieser Arbeit wurde der Ansatz mit neuen Kanalstrukturen gewählt. Trotzdem sollen hier kurz die beiden anderen Konzepte beschrieben werden.

### 6.2.1 Variable Bitrate durch Kanalwechsel

Ein einfacher Mechanismus, um eine variable Datenrate zu erreichen ist, dem Teilnehmer durch Handover abwechselnd Kanäle mit jeweils fester Bitrate auf Anforderung zuzuteilen. Dazu stehen der SDCCH (Slow Dedicated Control Channel) mit etwa 300 bit/s und ein Vollraten-Verkehrskanal (TCH,

Traffic Channel) mit 9600 bit/s zur Verfügung. Läßt man außerdem auch die parallele Nutzung mehrerer Vollraten-Verkehrskanäle zu, so können auch höhere Datenraten angeboten werden. Ein solches Konzept wäre schnell realisierbar und benötigt kaum Standardisierungsaufwand, es trifft aber nur die Bedürfnisse einiger weniger Anwendungen und wird hier nicht weiter betrachtet. In ETSI wurde im Rahmen der GSM-Standardisierung (Phase 2+) auch ein solcher Dienst für hohe Datenraten spezifiziert (HSCSD, High Speed Circuit Switched Data Service).

### 6.2.2 Schnelle Kanalzuweisung

GSM stellt drei verschiedene Prozeduren für die Verbindungseinrichtung zur Verfügung. Sie unterscheiden sich durch den Zeitpunkt der Verkehrskanal-Zuweisung. Bei der schnellen Kanalzuweisung (VEA, very early assignment) wird der TCH unmittelbar nach dem Zufallszugriff (RA, Random Access) zugewiesen. Zwar steht somit ohne große Verzögerungen (unter 100 ms) ein Verkehrskanal zur Übertragung zur Verfügung, danach beginnt jedoch eine Dialogphase, in der neben der Authentifikation die Art des Dienstes und dienstspezifische Parameter festgelegt werden. Um diese Verzögerungen, die je nach eingesetztem Kanal mehrere Sekunden betragen können, möglichst zu unterbinden, muß bereits im Random-Access-Burst eine Unterscheidung durchgeführt werden. Wird die Unterscheidung in der Service-Request-Nachricht durchgeführt, so läßt sich die Verbindungseinrichtungsdauer auf Werte unter einer Sekunde reduzieren (SDCCH:  $T \geq 1200ms$ ; FACCH<sup>4</sup>:  $T \geq 600ms$ ) (Abb. 6.1).

Als Sicherungsschichtprotokoll empfiehlt sich eine mobilfunkspezifische HDLC-Variante (z.B. RLP oder LAPDm) (Kapitel 7). Das LAPDm läßt sich dabei einfach durch Einführung eines neuen Dienstzugangspunktes (z.B. SAPI 2) anpassen, der die Übertragung von Nutzerdaten im FACCH erlaubt. Ein Vorteil von LAPDm ist neben der geringeren Grundverzögerung durch Interleaving die Multiplex-Funktion des LAPDm. Sie erlaubt die gleichzeitige Nutzdatenübertragung und Signalisierung.

Ein solches Protokoll würde einen im System vorhandenen Random-Access-Kanal stark belasten. Dies ist besonders kritisch, da die Kollisionsauflösungsmechanismen bei einer GSM-Verbindungseinrichtung mit

---

<sup>4</sup>Fast Associated Control Channel

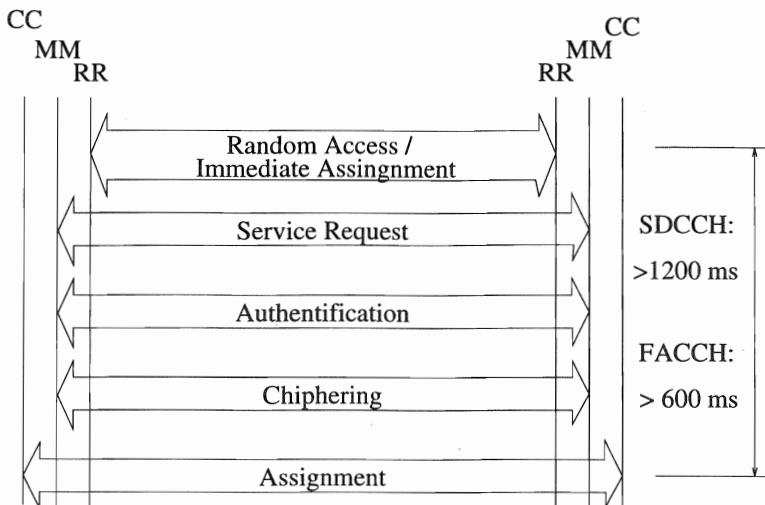


Abbildung 6.1: Minimale Zeitdauer für die Verbindungseinrichtung

verhältnismäßig hohen Wiederzugriffszeiten (Back-Off) und niedrigen Wiederversuchsmöglichkeiten ausgerüstet sind.

Ein eigener Random-Access-Kanal für Paket-Anwendungen wäre dagegen sehr uneffizient. Dieses Konzept wird hier nicht weiterverfolgt, da die geforderten Verzögerungen nicht eingehalten werden können.

### 6.3 Die GPRS-Architektur

In der Architektur von GSM-Netzen werden in den Datendiensten die Übergänge zu den Datendiensten in Festnetzen in sogenannten Interworking Units (IWU) durchgeführt. Diese setzen sich im Falle des analogen Fernsprechnetzes (PSTN) aus Modem-Einheiten zusammen, zum ISDN wird ein User Data Interface (UDI) eingesetzt, zu X.25 basierten, paketvermittelnden Netzen (PSPDN) gibt es mehrere Möglichkeiten.

Zum Internet gibt es jedoch keinen direkten Zugang. Der Zugang zum Internet erfolgt meist über eines der anderen öffentlichen Netze.

Im GPRS werden die Daten logisch bereits in der BSC aus dem GSM ausgekoppelt. Die angeschlossenen Knoten (SGSN, Serving GPRS Support Node)

leiten dann die Pakete an ein Gateway (GGSN, Gateway GPRS Support Node) ins Internet weiter.

Physikalisch kann das SGSN am MSC angeschlossen werden und bereits existierende Verbindungen zu den Basisstationen nutzen.

Die im GPRS eingesetzten Protokolle können in zwei Gruppen unterscheiden werden.

Die funkschnittstellenunabhängigen Protokolle SNDCP (Subnet Dependent Convergency Protocol) und LLC (Logical Link Control Protocol) sorgen für eine Anpassung der Netzsichtschicht-Protokolle (X.25, IP oder CLNP).

Die funkschnittstellenabhängigen Protokolle RLC (Radio Link Control Protocol), MAC (Medium Access Prodocol) und die Protokolle des Layer 1 sorgen für eine auf die Funkschnittstelle zugeschnittene Fehlersicherung und Zugriffssteuerung auf den Kanal.

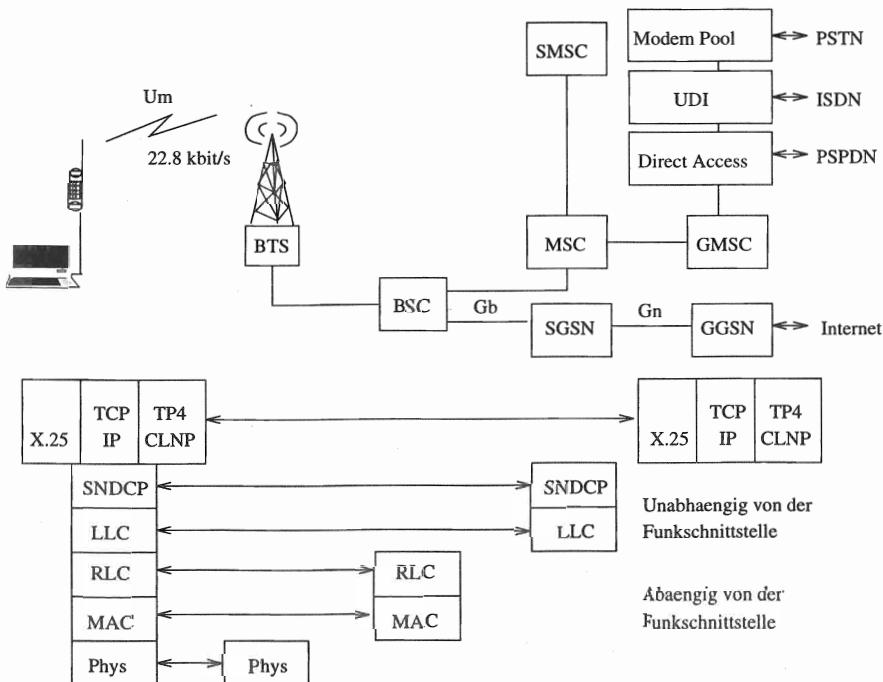


Abbildung 6.2: Architekturmodell im GPRS

Somit ist es möglich, dieses Konzept beim Einsatz anderer Funkschnittstellen (z.B. UMTS-BSS oder andere Zellulare Standards) weiter zu verwenden. Im Rahmen dieser Arbeit wurden maßgeblich Vorschläge für die funkschnittstellenabhängigen Protokolle für GSM entwickelt.

## 6.4 Das CELLPAC-V&D-Konzept

Das im folgenden beschriebene Konzept ist insbesondere an die im Bündelfunk auftretenden Anforderungen angepaßt. Es erfüllt daher die folgend aufgeführten Bedingungen:

- Die Reservierung des Uplinks ist unabhängig von der Reservierung des Downlinks möglich. Das gleiche gilt im umgekehrten Fall.
- Die Mobilstationen können nicht gleichzeitig senden und empfangen.
- Die Systemkapazität kann dynamisch an das Verkehrsaufkommen angepaßt werden.
- Die Integration von Sprach- und Datenübertragung ist möglich.

### 6.4.1 Grundlegender Ablauf des Kanal-Zugriffs

Zur Realisation des Paketdienstes in GSM sind Konzepte mit neuen logischen Kanalstrukturen erforderlich, welche durch stochastisches Multiplexen den Kanal für Daten unterschiedlicher Mobilstationen nutzbar macht.

Die Schicht 2 des Systems gliedert sich im Falle von Datenübertragung in die RLC-Teilschicht (Radio Link Control) und die MAC-Teilschicht ( Media Access Control).

Die Aufgaben der RLC-Teilschicht bestehen in der Sicherung der Daten gegen Fehlern in der Übertragung. Geeignete Mechanismen werden in den nachfolgenden Kapiteln ausführlich behandelt.

Die in diesem Kapitel beschriebenen Aufgaben der MAC-Teilschicht bestehen in der Zuweisung logischer Kanäle an bestimmte Teilnehmer, der Erkennung der Burst-, Slot-, TDMA-Frame- und Multiframe-Struktur und deren Auswertung sowie der Kollisionsauflösung bei gleichzeitigem Kanalzugriffsversuch mehrerer Teilnehmer.

Eine Mobilstation, die den Paket-Datendienst nutzen möchte, bucht sich wie im GSM üblich durch eine Verbindungseinrichtung ein. Dabei wird eine Authentifikation und weitere Parameter zur Verbindungseinrichtung auf einem dedizierten Kanal (SDCCH, FACCH) ausgetauscht.

Nachdem die Mobilstation eingebucht ist (Zustand STAND BY), werden zur eigentlichen Datenübertragung dedizierten Vollraten-Kanäle (TCH) genutzt (Abb. 6.3). Die Anzahl dieser dedizierten GPRS-Kanäle kann abhängig vom zu tragenden Verkehr zwischen paket- und leitungsvermittelten Verbindungen aufgeteilt werden. Die Nummern dieser Kanäle wird einer Mobilstation beim Einbuchen übertragen. Um diese Verteilung möglichst kurzfristig ändern zu können, sollten alle eingebuchten GPRS-Mobilstationen periodisch über die aktuelle Aufteilung unterrichtet werden.

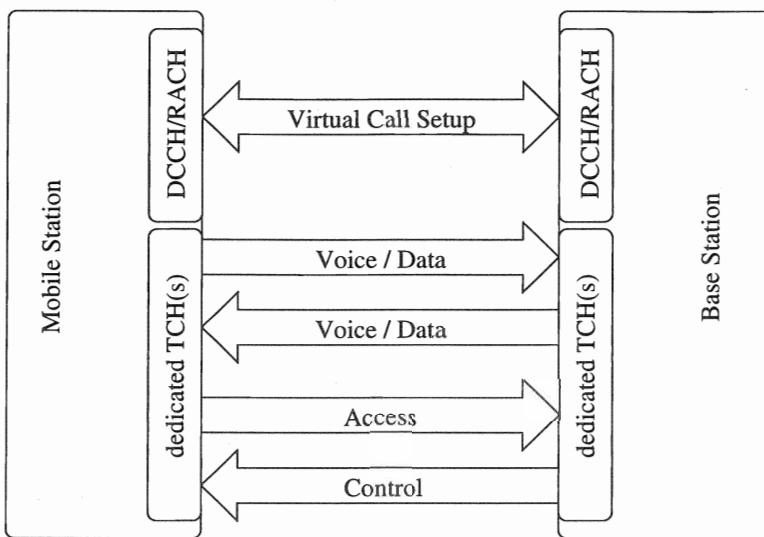


Abbildung 6.3: Logische Kanäle CELLPAC-V&D-Konzept

Die GPRS-Kanäle des Uplinks werden wechselweise für Zufallszugriff und Datenübertragung genutzt, auf dem Downlink muß neben den Daten auch ein Kontrollkanal (PCCH, Packet Control Channel) übertragen werden. Dieser dient zur Signalisierung des aktuellen Up-Link-Zustandes.

Der Zeitabschnitt zwischen zwei PCCH-Slots auf einem GPRS-Kanal kann im reservierten Zustand nur an eine Mobilstation (bzw. 2 bei Halbratenkanälen) vergeben werden. Somit ergibt sich eine kleinste reservierbare Einheit von 60 ms.

Das Konzept lässt sich in die folgenden Bereiche teilen, die in den nächsten Abschnitten näher erläutert werden:

- Kanalstruktur,
- Fehlersicherung,
- MAC-Protokoll.

#### 6.4.2 Zustände einer Mobilstation

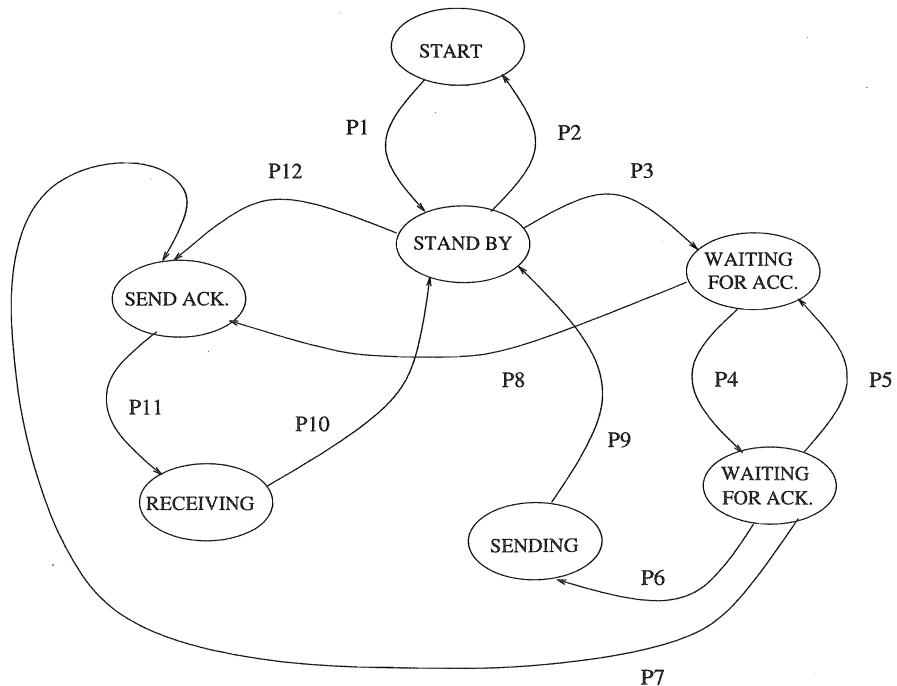


Abbildung 6.4: Zustände einer Mobilstation

Die Funktionsweise einer Mobilstation kann mit Hilfe eines Zustandsübergangsdiagramms mit sieben Zuständen beschrieben werden (Abb. 6.4):

**Start:** Ruhezustand einer Mobilstation vor der Aktivierung des Protokolls,

**Stand By:** In diesem Zustand hört eine Mobilstation permanent den PCCH auf dem Downlink ab und ist damit sowohl empfangs- als auch sendebereit.

**Waiting for Access:** Die Mobilstation ist sendebereit und wartet auf einen freien Slot auf dem Uplink, um einen Access-Burst zu senden.

**Waiting for Acknowledge:** In diesem Zustand wartet eine Mobilstation nach einem gesendeten Access-Burst auf eine Bestätigung durch die Basisstation.

**Sending:** Die Mobilstation überträgt Daten auf dem Uplink an die Basisstation. Sie hört lediglich den korrespondierenden PCCH auf dem Downlink ab.

**Send Acknowledge:** Die Mobilstation hat eine Paging-Information decodiert und muß nun eine Bestätigung an die Basisstation senden.

**Receiving:** Die Mobilstation empfängt Daten auf dem Downlink von der Basisstation. In diesem Zustand hört sie lediglich den PCCH des reservierten Slots ab.

Die Bedingungen für die einzelnen möglichen Zustandsübergänge aus Abb. 6.4 sind im folgenden aufgeführt:

- P1 Aktivieren der Mobilstation,
- P2 Deaktivieren der Mobilstation,
- P3 Die Mobilstation erhält zu übertragende Daten.
- P4 Die Mobilstation sendet einen Access-Burst.
- P5 Die Mobilstation hat zum erwarteten Zeitpunkt keine Bestätigung ihres Zugriffsversuchs erhalten.
- P6 Die Mobilstation erhält eine Bestätigung durch die Basisstation.
- P7 Die Mobilstation decodiert ein Paging-Burst und bricht den eigenen Zugriffsversuch ab.
- P8 Die Mobilstation decodiert ein Paging Burst und bricht den eigenen Zugriffsversuch ab.
- P9 Die Mobilstation hat alle Daten gesendet und beendet damit die Übertragung.
- P10 Die Mobilstation hat einen Trailer empfangen bzw. ihr Timer ist abgelaufen, ohne daß eine Übertragung begonnen hat.
- P11 Die Mobilstation hat eine Bestätigung an die Basisstation gesendet.
- P12 Die Mobilstation decodiert ein Paging-Burst.

## 6.5 Kanalstruktur im CELLPAC-V&D-Konzept

Im GSM-System unterscheidet man zwischen Signalisierkanälen und Verkehrskanälen. In dem hier vorgeschlagenen Paketdienst werden zur Realisierung des MAC-Protokolls nur die Verkehrskanäle und die ihnen zugeordneten SACCH-Kanäle (Slow Associated Control Channel) verwendet. Der Aufbau virtueller Verbindungen erfolgt über die Signalisierkanäle, wobei die dafür im GSM üblichen Kanäle benutzt werden.

Die Struktur des physikalischen Kanals wurde dabei aus den in Abschnitt 6.1 beschriebenen Gründen beibehalten. Als Multiframestruktur wurde die des Verkehrskanals (TCH) mit 26 TDMA-Rahmen gewählt. Der dem SACCH zugeordnete Rahmen im TCH wird im CELLPAC-V&D-Konzept auf dem Downlink als Paket-Steuerkanal genutzt (Packet Control Channel, PCCH). Er besitzt eine Wiederholrate von 240 ms, d.h jeder 13. Slot eines logischen Kanals ist ein PCCH-Slot. Die Verwendung der Kanäle ist in Abb. 6.3 dargestellt.

Damit ergibt sich für den verbleibenden Nutzdatenkanal (PDCH, Packet Data Channel) die Brutto-Übertragungsrate des Vollratenkanals von 22.8 kbit/s (bzw. 11.4 kbit/s bei Halbratenkanälen).

### 6.5.1 Der Packet Control Channel

Die Hauptaufgabe des SACCH's, der als bidirekionaler Kanal ausgelegt ist, liegt in der Übertragung der für die Mobilstationen relevanten Parameter zur Datenübertragung bei bestehender Verbindung. Dazu gehören der Timing-Advance-Wert, der die Synchronisation einer Mobilstation ermöglicht, und der Power-Control-Parameter, der die erforderliche Slot-Sendeleistung einer Mobilstation angibt. Um eine möglichst schnelle Anpassung dieser Werte an den aktuellen Kanalzustand zu gewähren, werden diese Werte daher zusätzlich auf dem PCCH übertragen.

Weiterhin dient der SACCH im GSM der Übertragung der Meßwerte der Kanalqualität, um so Entscheidungen über Handover zu ermöglichen [125]. Die Geltungsdauer dieser Parameter übersteigt jedoch in der Regel die Übertragungsdauer eines Paketes und ihre Übertragung ist somit nur zu Beginn einer Paketübertragung relevant.

Der entscheidende Vorteil der Abbildung des PCCH auf den SACCH liegt in der jeweils festen Zuordnung zu jedem Verkehrskanal. Es ist also kein zusätzlicher logischer Kanal zur Zugriffssteuerung notwendig.

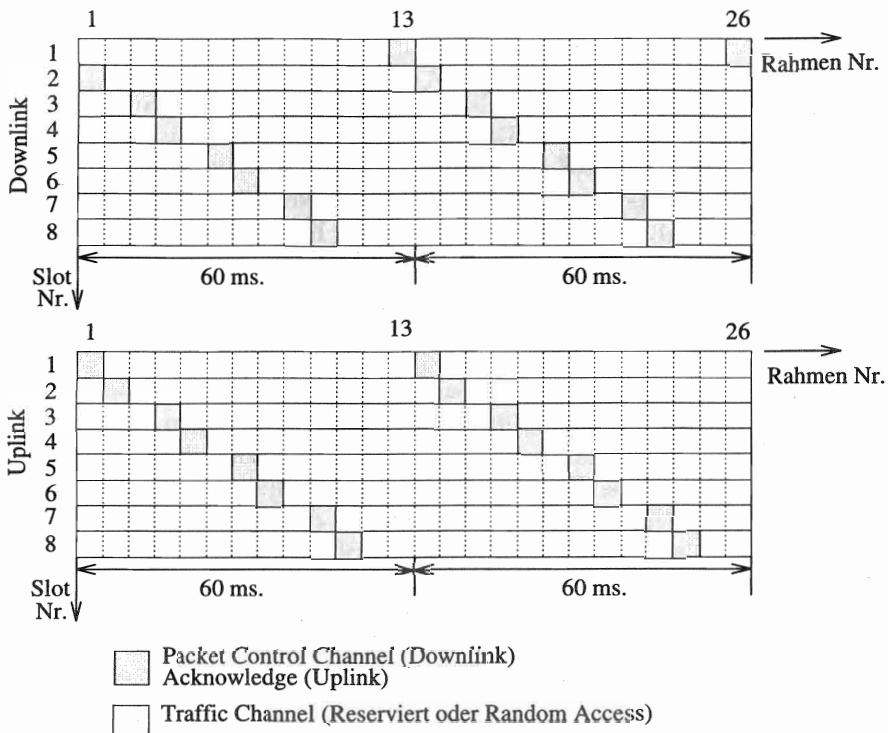


Abbildung 6.5: Kanalstruktur des Uplinks und des Downlinks

### 6.5.2 Variabilität der Übertragungskapazität

Die Kapazität des PCCH's wächst proportional mit der Anzahl der für einen Paketdienst zur Verfügung stehenden logischen Kanäle. Diese feste Verbindung der Signalisierkapazität mit der Kapazität der Verkehrskanäle erlaubt eine dynamische Wahl der Anzahl der Verkehrskanäle. Der hier beschriebene Dienst benötigt minimal einen Halbratenkanal, kann aber je nach Lastangebot auch die komplette Frequenz verwalten.

### 6.5.3 Die zeitliche Anordnung des Packet Control Channels

Abb. 6.5 zeigt die in dem vorgeschlagenen Konzept gewählte Kanalstruktur. Die Darstellung zeigt Up- und Downlink eines Frequenzkanals, in dem alle 8 TDMA-Kanäle für GPRS dediziert sind.

Jedem der 8 TDMA-Kanäle ist ein PCCH zugeordnet worden, der jeden 13. Zeitplatz belegt. Anders als in GSM üblich, liegen diese Zeitplätze nicht im gleichen TDMA-Rahmen, sondern sind zeitlich möglichst gleichmäßig verteilt. Der zeitliche Abstand zwischen zwei PCCH-Slots bei Nutzung aller TDMA-Kanäle eines Frequenzkanals schwankt zwischen 9 Slots (5.19 ms) und 17 Slots (9.8 ms).

Da die Signalisierungsinformation jeweils auf einem Zeitplatz gesendet werden kann, ergibt sich so eine erhebliche Verkürzung der Zugriffszeiten. Bei einer dem bestehenden Standard entsprechenden Anordnung wäre der zeitliche Abstand etwa 60 ms. Ein weiterer wichtiger Grund für diese Anordnung ist, daß lediglich ein GSM-Burst pro Rahmen decodiert werden muß. Die neue Verteilung ermöglicht beim Zufallszugriff eine gleichmäßige Nutzung aller Zeitplätze.

### 6.5.4 Der Signalisierkanal auf dem Uplink

Auf dem Uplink existiert analog zum Downlink ein Steuerkanal, der vom SACCH des GSM-Systems abgeleitet ist. Abb. 6.5 zeigt die zeitliche Anordnung der jeweils zum PCCH korrespondierenden Zeitplätze auf dem Uplink. Diese sind gegenüber dem Downlink zeitlich um einen TDMA-Rahmen versetzt angeordnet. Dadurch ist eine Mobilstation in der Lage, eine Signalisierungsinformation, die auf dem Downlink empfangen worden ist, zu decodieren und gegebenenfalls auf dem Uplink eine Bestätigung zu senden. Der Kanal ist ausschließlich zur Sendung von Bestätigungen durch Mobilstationen vorgesehen. Er darf also nicht für die Übertragung von Access-Bursts verwendet werden. Da bei Diensten mit Bestätigung eine Mobilstation jeweils exklusiv angesprochen wird, kann es auf dem Signalisierkanal nicht zu Kollisionen kommen.

## 6.6 Fehlersicherungsverfahren im CELLPAC-V&D-Konzept

Ein grundsätzliches Problem bei der Entwicklung eines Protokolls für eine Paket-Daten-Übertragung in Mobilfunksystemen stellt die geeignete Kanalcodierung der notwendigen Kontrollkanäle dar. Bei gestörter Datenübertragung z.B. bei der Signalisierung des Kanalzustandes kann sich die Effizienz eines Protokolls grundlegend verringern.

Im folgenden werden nun unterschiedliche Fehlersicherungsverfahren auf ihre Eignung in den jeweiligen Kanälen untersucht.

Vier Aufgaben müssen unterschieden und geeignet codiert werden:

1. Bei der Anzeige des Uplink-Zustands (USF, Uplink State Flag) ist nur eine geringe Bitrate zu übertragen. So ändert sich der Zustand höchstens einmal je reservierter Einheit. Wird ein als frei gekennzeichneter Kanal durch Übertragungsfehler als belegt interpretiert, so kommt es nur zu einer höheren Zugangsverzögerung bei der entsprechenden Mobilstation. Im umgekehrten Fall kann es jedoch zu einer Störung einer laufenden Datenübertragung kommen. Somit ist die Entscheidungsschwelle geeignet zu wählen. Die Anzeige des Uplink-Zustandes kann in die für die Datenübertragung reservierten Downlink-Bursts durch Nutzung der Stealing-Bits<sup>5</sup> integriert werden. Innerhalb des CELLPAC-V&D-Konzepts wird der Zustand des Uplinks in dem Paketdienst eigenen Kontrollkanal PCCH übertragen. Dort steht zur Codierung ein Normal-Burst zur Verfügung.
2. Bei jedem neuen Zugriff einer Mobilstation zur Übertragung eines Paketes kann nicht von Synchronität ausgegangen werden. Bis zur Übertragung einer Zeitkorrektur (TA, Timing Advance) muß daher in verkürzten Bursts (Access-Bursts) übertragen werden. Die Information muß also in eine, oder einer Folge von Access-Bursts codiert werden.
3. Die Anzeige von ankommenden Paketen auf dem Downlink und die Quittierung von Zugriffen durch die Mobilstation auf den Uplink wird über den PCCH übertragen, um eine auf dem Downlink bereits aktive Datenübertragung nicht zu unterbrechen. Hierbei stehen zur Übertragung im PCCH Normal-Bursts zur Verfügung. Um eine effiziente

---

<sup>5</sup>Die Stealing-Bits werden im GSM zur Unterscheidung von TCH/FACCH eingesetzt

Ausnutzung und eine geringere Verzögerung zu garantieren, ist eine Codierung in einzelnen Normal-Bursts notwendig.

4. Nach einer erfolgreichen Reservierung eines Kanals steht durch die Wahl der Kanalstruktur ein Vollraten bzw. Halbratenkanal zur Verfügung. Die Kanalcodierung und Interleaving muß hier so optimiert werden, daß eine möglichst geringe Verzögerung bei der Freigabe des Kanals bei einem optimalen Fehlerschutz gewährleistet wird.

Zur Bewertung der vorgeschlagenen Kanalcodierungen wurden Simulationen mit den in Abschnitt 3.5.1 vorgestellten Kanalmustern eines TU-3 Kanals durchgeführt.

### 6.6.1 Kanalcodierung des Access-Bursts

In den GSM-Empfehlungen (GSM 05.03) ist der Fall einer Kanalcodierung für einen einzelnen Access-Burst vorgesehen. Dort stehen 36 bit zur Informationsübertragung zur Verfügung. In GSM wird eine Halbraten-Faltungscodierung und eine 6-bit-Prüfsumme als Fehlerschutz vorgeschlagen. Damit stehen nur noch 8 Nutzbits zur Übertragung paketspezifischer Daten zur Verfügung.

Wegen der geringen Codewortlänge ist der maximal zu erzielende Gewinn fehlerkorrigierender Verfahren bei der Übertragung des Access-Bursts gering, da sich die starke Fehlerkorrelation hier besonders negativ auswirkt. Entweder ist der ganze Access-Burst unkorrigierbar gestört, oder die Kanalcodierung ist überdimensioniert.

Weiterhin ist die Annahme einer 6-bit-Prüfsumme (CRC) und einer 8-bit-Zufallszahl auf ein bestimmtes Verkehrsaufkommen der Random-Access-Bursts zugeschnitten. Bei Paket-Datendiensten muß der Verkehr jedoch ggf. höher angenommen werden. Wie in GSM üblich wird die Prüfsumme (CRC) mit einer Zellenkennung (BSIC) verknüpft.

Bei einer Fehlinterpretation eines GPRS-Access-Bursts durch die Basisstation kommt es nicht zu einem Versagen des Protokolls, sondern lediglich zu einer geringeren Effizienz. Wenn z.B. eine Zufallszahl verfälscht worden ist, so kann bei der Bestätigung durch die Basisstation die entsprechende Mobilstation nicht erfolgreich angesprochen werden. Daher kann im CELLPAC-V&D Protokollvorschlag eine Prüfsumme mit einer gleicher Länge (6 bit) weiterhin verwendet werden.

Die Prüfsumme wird vor der Übertragung noch mit dem Identifikationscode der Basisstation (BSIC) durch eine X-Oder-Operation verknüpft (Bild 6.6). Somit wird verhindert, daß ein solcher Zufallszugriff in mehreren Zellen korrekt empfangen werden kann.

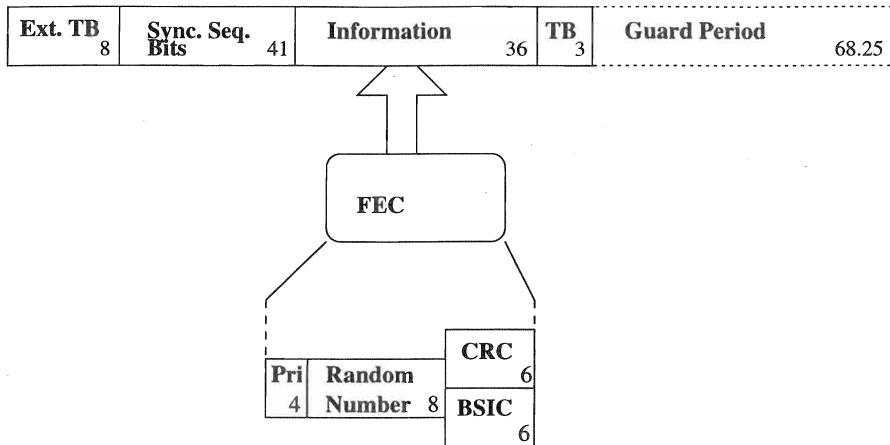


Abbildung 6.6: Struktur eines Access-Bursts bei Nutzung der 4 Tail-Bits des Faltungscoders

Neben dem in GSM vorgeschlagenen Faltungscoder wurde alternativ ein Reed-Solomon-Code und eine uncodierte Übertragung untersucht. Dabei ist eine Symbollänge von 4 gewählt worden. Der Decodierer ist in der Lage, zwei gestört übertragene Symbole zu korrigieren.

Die resultierenden Verlustraten der übertragenen Bursts sind in Tab. 6.1 dargestellt. Man erkennt, daß der durch Kanalcodierung zu erzielende Gewinn in diesem Fall tatsächlich relativ gering ist.

Möchte man die Anzahl der Nutzbits im Access-Burst weiter vergrößern, so ist dies durch den Einsatz von punktierten Faltungscodes oder durch die Nutzung der Tail-bits einfach zu realisieren. Dabei wird natürlich die Korrektureigenschaft des Codes etwas beeinflußt.

verwendete Codierung	Verlustwahrscheinlichkeiten bei CIR		
	10dB	7dB	4dB
keine Codierung	0.217	0.352	0.514
RSC $GF(2^6)$	0.172	0.288	0.444
CONV(2,1,5)	0.171	0.294	0.450

Tabelle 6.1: Verlustwahrscheinlichkeiten der Access-Bursts (TU-3)

### 6.6.2 Kanalcodierung des PCCH

Der PCCH auf dem Downlink dient der Übertragung von Steuerinformationen durch die Basisstation an die Mobilstationen. Diese Informationen werden jeweils in einem Burst übertragen.

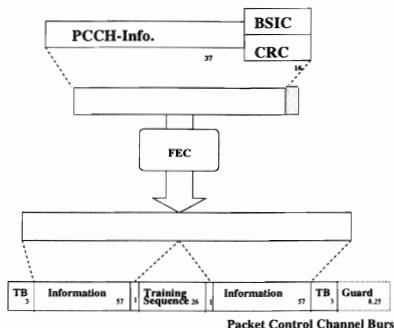


Abbildung 6.7: Packet Control Channel (Downlink)

Abb. 6.7 zeigt den Aufbau eines PCCH-Bursts und dessen Abbildung auf einen Normal-Burst. Dieser Burstdtyp erlaubt die Sendung von 116 bit Nutzdaten, wobei jedoch wie im GSM vorgesehen 2 bit zur Inbandsignalisierung verwendet werden.

Zur Fehlererkennung wurde im CELLPAC-V&D-Konzept bei den PCCH-PDU's (Packet Data Unit) eine längere Prüfsumme (2 byte) als beim Access-Burst gewählt. Grund dafür ist, daß die übertragenen Daten von allen aktiven Mobilstationen interpretiert werden und die Wahrscheinlichkeit für eine Fehlinterpretation mit der Anzahl der Mobilstationen steigt (Gl. (4.3)).

Bei der Wahl einer geeigneten Codierung ist die Funktion des PCCH zu berücksichtigen. Da sich Pegeleinbrüche bei Geschwindigkeiten unter 50

km/h über gesamte Bursts erstrecken, sind PCCH-PDU's in diesem Fall ungestört oder sie besitzen eine relativ hohe Bitfehlerrate.

In den GSM-Empfehlungen (GSM 05.03) ist der Fall einer Kanalcodierung für einen einzelnen Normal-Burst nicht vorgesehen.

Eine Verteilung der zu sendenden PCCH-PDU's auf mehrere Bursts durch Interleaving würde zwar die Effizienz der Fehlerkorrektur verbessern, da die Kanalqualität dann gemittelt und die Korrelation der Bitfehler reduziert würde. Der negative Effekt des Interleavings läge jedoch in einer proportional zur Interleavingtiefe steigenden Übertragungsverzögerung.

Sendet eine Basisstation einer Mobilstation eine Bestätigung, so ist zu diesem Zeitpunkt bereits die Kanalreservierung erfolgt. Der Kanal kann jedoch erst nach Empfang der entsprechenden Signalisierungsinformation durch die Mobilstation genutzt werden. Lange Zugriffszeiten bedeuten damit auch eine Reduktion des möglichen Durchsatzes auf den Verkehrskanälen.

Da bei geringen Geschwindigkeiten der Mobilstation eine hohe Interleavingtiefe gewählt werden muß, erscheint es sinnvoll, zunächst die Codierungsmöglichkeiten ohne Interleaving zu betrachten.

Simulationen des Funkkanals (TU-3) haben gezeigt, daß bei einem Kanal mit CIR = 10dB z.B. 75% aller gesendeten Bursts ungestört empfangen werden. In diesen Fällen ist eine Übertragung der Signalisierungsinformation in einem Burst in jedem Fall erfolgreich. Im folgenden wird nun die Effizienz einer Codierung der Signalisierungsinformation innerhalb eines Burst untersucht.

Da Paging-Informationen bei Punkt-zu-Punkt-Verbindungen durch die adressierte Mobilstation bestätigt werden, kann in einem PCCH-Burst jeweils nur eine derartige Information gesendet werden, da die Bestätigungen sonst auf dem Uplink kollidieren würden.

Insgesamt müssen in einem PCCH-Burst 37 bit Steuerinformationen (35 bit für PCCH-Info und 2 bit für das Typ-Format) und 16 bit Prüfsumme übertragen werden. Dies erlaubt eine Halbraten-Kanalcodierung.

Im folgenden werden zwei alternative Kanalcodierverfahren vorgestellt.

Bei den zu erwartenden korrelierten Kanalfehlern bietet sich der Einsatz von Reed-Solomon-Codes bzw. verkürzte Reed-Solomon-Codes an. Im Körper GF( $2^6$ ) kann z.B. etwa eine Halbratencodierung durch Abbildung von 54 bit Signalisierungsinformation auf die 114 bit eines GSM-Bursts erfolgen.

Dabei werden dem Datenwort 10 Symbole Redundanz angehängt. Damit können maximal 5 gestörte Symbole der Länge 6 bit korrigiert werden.

Eine Alternative zum Reed-Solomon-Code ist auch hier der Halbraten-

verwendete Codierung	Verlustwahrscheinlichkeit bei CIR		
	10dB	7dB	4dB
keine Codierung	0.252	0.397	0.565
RSC $GF(2^6)$	0.192	0.316	0.479
CONV(2,1,5)	0.156	0.268	0.416

Tabelle 6.2: Verlustwahrscheinlichkeiten eines PCCH-Bursts (TU-3)

Faltungscode, jedoch sind Faltungscodes nicht besonders für korrelierte Kanalstörungen geeignet, und diese Situation läßt sich hier auch nicht durch den Einsatz von Interleavern entschärfen.

Die Korrektureigenschaften der beiden oben beschriebenen Codes sind hier kurz für einen (TU-3) Kanal für die Störabstände 10, 7 und 4 dB untersucht worden und in Tabelle 6.2 auch der uncodierten Übertragung gegenübergestellt.

Es zeigt sich, daß in diesem Fall die FACCH-Codierung die besten Ergebnisse liefert. Dabei wurde bei der Viterbi-Decodierung jeweils über die volle Blocklänge decodiert und die Soft-Decision-Werte verwendet.

Wegen der in der Simulation angenommen geringen Geschwindigkeit von 3 km/h läßt sich die Aussage, daß die FACCH-Codierung besser geeignet ist als die Reed-Solomon-Codes, aber nicht grundsätzlich ableiten. Trotzdem ist der Einsatz der Faltungscodes natürlich vorzuziehen, da diese bereits im GSM-System vorhanden und somit nur geringe Änderungen zu erwarten sind. In den folgenden Simulationen wird auch der Halbraten-Faltungscoder verwendet.

Weiterhin ließ sich aus den durchgeführten Untersuchungen abschätzen, daß ein Interleaving auf dem PCCH trotz der dadurch zunehmenden Verzögerungszeiten keine wesentlichen Durchsatzverbesserung bringen würde.

### 6.6.3 Kanalcodierung der Nutzdaten und des MAC-Headers

Durch die im CELLPAC-V&D-Konzept gewählte Kanalstruktur ist es möglich, sowohl die Bruttodatenrate von Vollraten-Verkehrskanälen als auch die von Halbraten-Verkehrskanälen anzubieten. Damit wäre es möglich, die gleichen Kanalcodierschemen zu verwenden wie bei leitungsvermittelten Diensten.

Die bei den leitungsvermittelten Datendiensten genutzte hohe Interleaving-

tiefe von 19 ist jedoch nicht empfehlenswert, da hierdurch ein langes Leerlaufen des Kanals bei jedem Paket notwendig ist, wodurch der Kanal bei kurzen Paketen nicht effizient genutzt werden könnte.

In den folgenden Kapiteln (7...9) wird wesentlich detaillierter auf geeignete Fehlersicherungsverfahren eingegangen, in diesem Abschnitt sollen nun einfache Änderungsvorschläge vorgestellt werden, mit denen die bereits standardisierten im CELLPAC-V&D-Konzept verwendet werden können.

Eine Möglichkeit wäre ein Block-Interleaving innerhalb eines Blocks aus 12 bzw. bei Halbratenkanälen aus 6 GSM-Bursts. Ein solches Interleaving täuscht vor, daß nach der Übertragung eines CELLPAC-Multiframes<sup>6</sup> eine Freigabe für die nächste Periode möglich ist. Dies würde jedoch voraussetzen, daß ein kompletter MAC-Rahmen in weniger als 4.615 ms decodiert werden kann, da das Deinterleaving ja erst nach dem Empfang des letzten Bursts geschehen kann.

Attraktive Interleavingtiefen bei der Nutzdatencodierung sind 4 und 8. Besonders eignet sich eine Interleavingtiefe von 8 Bursts, wie dies auch bei der Sprachcodierung oder bei der Übertragung von Signalisierdaten mittels LAPDm üblich ist.

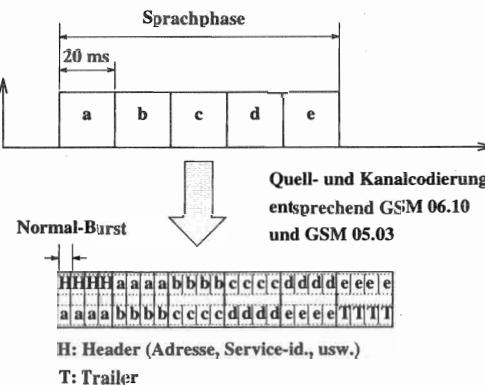


Abbildung 6.8: Übertragung einer Sprachphase

Abb. 6.8 zeigt die Positionen der codierten GSM-Halbbursts der einzelnen Sprachpakete eines Sprachabschnitts (talkspurt). Durch das blockdiagonale

<sup>6</sup>Ein CELLPAC-Multiframe entspricht hier einer Gruppe von TDMA-Rahmen mit Nutzdaten-Bursts inklusive eines darauffolgenden PCCH-Rahmens.

Interleaving können bei der Übertragung der ersten und letzten Sprachperiode (**a** bzw. **e**) jeweils nur vier Halbbursts für die Sprachübertragung genutzt werden.

Die freien Halbbursts können zur Übertragung des MAC-Headers (**H**) und eines MAC-Trailers (**T**) mit jeweils 228 bit (brutto) genutzt werden (codiert etwa 114 bit). Dies reicht aus, um der Basisstation die eigene Identität (TMSI, 32 bit), eine logische Verbindungsnummer (8 bit) und weitere Daten zur Übertragungssteuerung mitzuteilen.

Um eine Nachsendung ggf. gestörter MAC-Header innerhalb eines Datenpaketes zu ermöglichen, sollte die Codierung des Headers bzw. Trailers der Daten entsprechen. Dies ist der Fall, wenn die Header-Codierung entsprechend der Codierung des FACCH im GSM vorgenommen wird.

Da die Verlustrate des Headers erheblichen Einfluß auf den Durchsatz auf dem Uplink hat, kann der Header, wie bei der Übertragung eines FACCH's, markiert durch die Bits neben der Trainingssequenz mehrfach übertragen. Die optimale Periode der Wiederholungen hängt von der aktuellen Fehlerrate ab. In den folgenden Simulationen wurde von einer korrekten Übertragung der Header ausgegangen.

## 6.7 Die Struktur der Steuerkanäle

### 6.7.1 Inhalt des Access-Bursts

Wie im GSM üblich wird im Access-Burst eine Zufallszahl (0-255) übertragen. Da auf GPRS-Kanälen keine Zugriffsarten leitungsvermittelter Dienste erkannt werden müssen (Location update,...), können die Zufallszahlen neu in Gruppen eingeteilt werden. Damit ist es möglich, bereits beim Erstzugriff die Prioritäten des Zugriffs zu unterscheiden, um z.B. bei der Integration von Sprach- und Datenübertragung die verzögerungskritischere Sprache der Datenübertragung vorziehen zu können.

### 6.7.2 Struktur des PCCH

Die Basisstation sendet an die Mobilstationen über den PCCH unterschiedliche PCCH-Typen. Auf die Sendung eines Access-Bursts durch eine Mobilstation antwortet sie mit der Übertragung einer Bestätigung (Acknowledge) auf dem PCCH. Empfängt die Basisstation Daten, die einer Mobilstation auf dem Downlink gesendet werden müssen, so teilt sie ihr dieses über eine

PCCH-TYP	Anzahl der Bits		
	Acknowledge	Paging	Idle
Burst-Art	2	2	2
Uplink State Flags	2	2	16
Downlink State Flags	2	2	16
Slot Number	3	3	0
Subslot Number	2	2	0
Access Slot	3	0	0
Access Frame	4	0	0
MS Random Number	8	0	0
MS Power Level	5	0	0
Timing Advance	6	0	0
Paging Adress	0	0	max. 26
CRC	16	16	16

Tabelle 6.3: PCCH-Typen auf dem Downlink

entsprechende Meldung mit (Paging). Weiterhin ist es möglich, daß die Basisstation keine Information auf dem PCCH zu senden hat (Idle). Tab. 6.3 zeigt im einzelnen die in den unterschiedlichen PCCH-Typen enthaltenen Felder.

### Bedeutung der einzelnen Felder

Die folgende Liste beschreibt die Funktion der gesendeten Parameter:

**Burst-Art:** Dieser Parameter kennzeichnet die Art des empfangenen PCCH-Bursts.

**UL/DL State Flag:** Angabe der Zustände (reserviert/frei) des korrespondierenden Downlink- bzw. Uplink-Kanals. Die Angabe erfolgt für beide Halbtratenkanäle der entsprechenden Slotnummer. Beim Idle-Typ werden die Zustände aller Up- und Downlink-Kanäle übertragen.

**MS Random Number:** Wiederholung der im Access-Burst enthaltenen Zufallszahl zur Identifikation der sendewilligen Mobilstation.

**Access Slot:** Angabe der Slotnummer, auf der der Access-Burst empfangen worden ist.

**Access Frame:** Angabe der Rahmennummer, in der der Access-Burst empfangen worden ist. Ebenso wie die Sendung des Access-Slot hat

dieser Parameter die Aufgabe, eventuelle Mehrfachreservierungen eines Uplinkkanals zu vermeiden. Dies wäre in dem Fall denkbar, falls mehrere Mobilstationen mit derselben Zufallszahl auf den Kanal zugreifen.

**MS Power Level:** Dieser Parameter wird von der Mobilstation benutzt, um die Sendeleistung zu regeln. Er steht hier bereits bei Beginn der Nutzdatenübertragung zur Verfügung.

**MS Timing Advance:** Der Timing Advance Parameter stellt die Zeit-Synchronität der Mobilstation mit der Basisstation her.

**Slot Number:** Slotnummer des Uplinkkanals, für den die Reservierung erfolgt ist. Diese muß nicht identisch sein mit der Slotnummer des PCCH-Slots, in dem diese Bestätigung übertragen worden ist.

**Sub Slot Number:** Nummer des Halbratenkanals, für den die Reservierung erfolgt ist. Es ist damit auch die getrennte Reservierung von Halbratenkanälen möglich.

**Paging Adress:** Die maximal 26 bit lange Adresse des Teilnehmers, der der entsprechenden Mobilstation Daten auf dem Downlink senden wird.

### 6.7.3 Struktur einer Acknowledge-Nachricht auf dem Uplink

Eine Mobilstation bestätigt ein sie betreffendes Paging durch die Basisstation mit der Sendung eines Acknowledge-Bursts in dem darauffolgenden Control-Slot auf dem Uplink. Da die Mobilstation asynchron zur Basisstation ist, antwortet sie mit einem Access-Burst. Als Bestätigung wird ein Teil der Pagingadresse übertragen.

## 6.8 Der MAC-Protokollablauf

Die Mobilstation befindet sich nach dem Einrichten einer virtuellen Verbindung im STAND BY-Zustand (vgl. Abb. 6.4).

Im STAND BY-Zustand hört eine Mobilstation auf dem Downlink den PCCH ab. Dabei aktualisiert sie jeweils ihre Liste der Kanalzustände.

Sowohl die Uplink-Kanäle als auch die Downlink-Kanäle können entweder reserviert oder frei sein.

Die Mobilstation muß dabei die drei Burst-Arten, die sie von der Basisstation empfangen kann, unterschiedlich auswerten. Bei einem Idle-Burst ist die Auswertung mit der Aktualisierung der Zustandsliste der Kanäle

abgeschlossen. Ein Paging-Burst bedeutet immer die Reservierung eines Downlink-Kanals für eine der teilnehmenden Mobilstationen. Die Slotnummer des zugewiesenen Kanals muß nicht mit der Slotnummer des empfangenen PCCH-Bursts übereinstimmen. Analog erfolgt die Auswertung eines Acknowledge-Bursts.

Da auf dem Übertragungskanal Störungen auftreten können, kann eine Mobilstation einen empfangenen PCCH-Burst evtl. nicht decodieren. Um einen möglichen Zugriff auf einen reservierten Kanal zu vermeiden, ist es daher notwendig, daß die Mobilstation in diesem Fall sämtliche Kanalzustände auf „Reserviert“ setzt. Sie muß ihre Zustandsliste dann durch die Auswertung der folgenden PCCH's aktualisieren.

Wenn eine Mobilstation entweder Daten empfängt oder sendet, kann sie lediglich den zu dem eigenen reservierten Kanal korrespondierenden PCCH abhören. Auch in diesem Fall wird sie nach Beendigung der Übertragung bzw. des Empfangs keine Information über den Zustand der einzelnen Kanäle besitzen. Die Decodierung eines einzigen Idle-Bursts ermöglicht aber die Aktualisierung der gesamten Liste.

Im folgenden wird der zeitliche Ablauf einer Datenübertragung für beide Richtungen anhand von Beispielen beschrieben.

Zur Vereinfachung steht hier eine gesamte Trägerfrequenz für GPRS zur Verfügung.

### 6.8.1 Vielfachzugriff auf dem Uplink

Abb. 6.9 zeigt exemplarisch den Ablauf in einer Wettbewerbsphase auf dem Uplink mit 4 Mobilstationen.

In der dargestellten Situation sendet die Mobilstation MS 2 bereits im Kanal 3 des Uplinks, Mobilstation MS 1 sendet nicht. Der Zugriff der Mobilstation 3 ist erfolgreich beim Zugriff auf Slot 2. Die Basisstation sendet auf dem Downlink (DL) im folgenden PCCH in Slot 3 eine Bestätigung für einen erfolgreichen Zugriff auf Slot 2. Dabei wird dieser der gleiche Slot zur Übertragung der Daten zugewiesen. Die Mobilstationen MS 1 und 4 sind sendewillig und greifen auf einen als frei bekannten Slot (4) mit einem Access-Burst (A) zu, dies führt jedoch zu einer Kollision.

Das Protokoll ist so ausgelegt, daß eine Mobilstation die Dauer eines TDMA-Rahmen zur Verfügung hat, um die Decodierung des empfangenen PCCH-Bursts vorzunehmen.

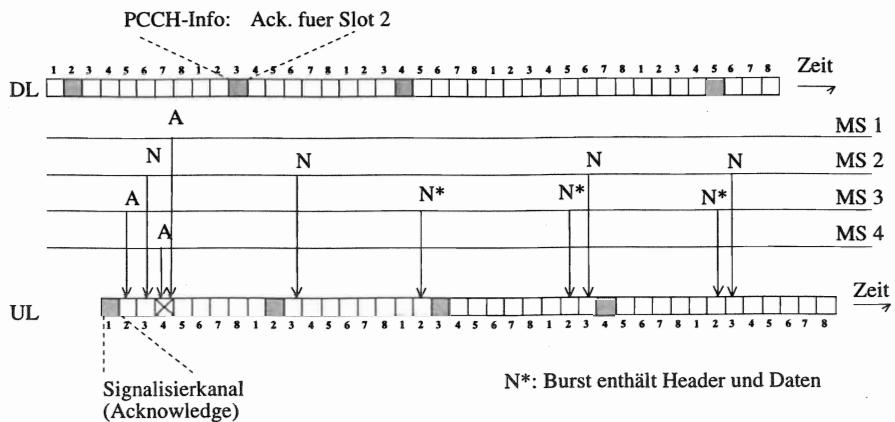


Abbildung 6.9: Wettbewerbsphase auf dem Uplink (UL)

### Kollisionsauflösung

Eine sendewillige Mobilstation hat prinzipiell das Recht, auf jedem freien Uplink-Slot einen Access-Burst zu senden. Dabei muß ihr jeweils der Zustand des Slots eindeutig bekannt sein. Bei Vielfachzugriffsverfahren besteht bei Kanalzugriff immer die Gefahr einer Kollision, falls mehrere Mobilstationen gleichzeitig auf einen Slot zugreifen.

Um wiederholte Kollisionen derselben Stationen zu vermeiden, müssen Methoden zur Kollisionsauflösung vorgesehen werden. Bei dem hier verwendeten Verfahren handelt es sich um ein binär-exponentielles Back-Off-Verfahren [158].

Eine sendewillige Mobilstation greift mit einer von der Anzahl der vorherigen Kollisionen abhängigen Wahrscheinlichkeit auf einen freien Uplink-Slot zu, im anderen Fall wartet sie eine feste Zeit, bis sie erneut in den Zustand WAITING FOR ACC übergeht. Kollidiert der gesendete Access-Burst, so verzögert die Mobilstation ihren Übergang in den sendewilligen Zustand um eine zufällige Zeit. Der Bereich, aus dem die Zufallszahl gezogen wird, vergrößert sich binär-exponentiell mit der Anzahl der aufgetretenen Kollisionen. Dadurch kommt es zu einer Verteilung der sendewilligen Mobilstationen, und damit zu einer Kollisionsauflösung.

Dieses Verfahren arbeitet zwar nicht optimal, ist jedoch durch seine geringe Anzahl von Freiheitsgraden einfach zu parametrisieren.

### 6.8.2 Paging eines an eine Mobilstation gerichteten Rufes auf dem PCCH

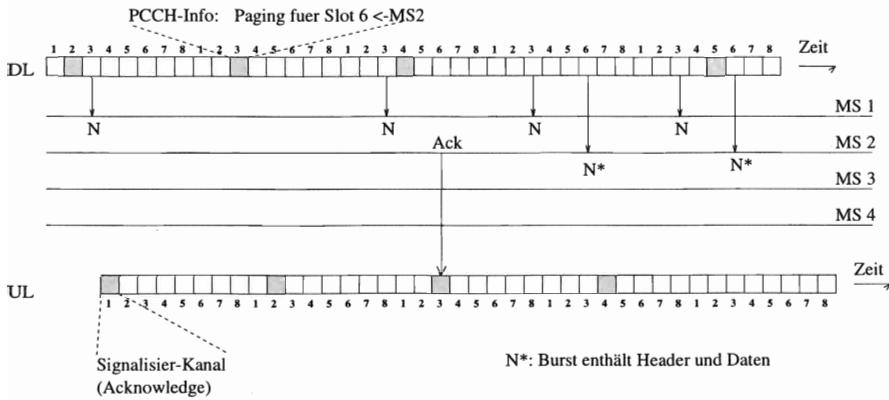


Abbildung 6.10: Paging einer Mobilstation auf dem PCCH

Abb. 6.10 zeigt den Ablauf bei einem Anruf (Paging) einer Mobilstation durch die Basisstation. In der dargestellten Situation hat die Mobilstation MS 1 bereits einen Kanal mit der Slotnummer 3 des Downlink-Slots reserviert.

Die Basisstation sendet nun einen Paging-Burst auf dem PCCH an Mobilstation MS 2 und reserviert für sie den Downlink-Slot 6. Die Mobilstation decodiert diesen PCCH-Burst und sendet in dem um einen Rahmen verschobenen korrespondierenden Kanal auf dem Uplink eine Bestätigung. Die Basisstation empfängt diese Bestätigung und beginnt mit der Übertragung der Daten auf dem Downlink.

Erhält eine Basisstation auf einen gesendeten Paging-Burst keine Bestätigung, so wiederholt sie den Pagingversuch bis zum Erhalt einer Bestätigung, bzw. bei Sprachübertragung bis zum Überschreiten einer maximal zulässigen Wartezeit. Nach dieser Periode werden in diesem Fall die zu sendenden Daten verworfen.

### 6.8.3 Weitere Maßnahmen zur Fehlersicherung

Neben den Maßnahmen der Fehlersicherung durch Codierung, wie sie in Abschnitt 6.6 beschrieben wurden, sollen hier weitere Möglichkeiten zur Fehlersicherung durch Wiederholungen vorgestellt werden, die den eigentlichen Ablauf des MAC-Protokolls robuster machen und beschleunigen können.

#### Übertragung von Idle-Bursts auf dem PCCH

Gemäß dem beschriebenen Protokollablauf erfolgt eine Kanalreservierung sowohl auf dem Uplink als auch auf dem Downlink nicht unbedingt für die Slotnummer des Access-Bursts bzw. PCCH-Burst. Damit ist die Information eines Paging-Bursts bzw. eines Acknowledge-Bursts nicht nur für die adressierte Mobilstation, sondern für alle Mobilstationen von Bedeutung. Sie enthalten über die übertragene Slotnummer implizit eine Reservierungsmitteilung für den betreffenden Slot.

Für den Fall, daß ein Teilnehmer störbedingt einen PCCH-Burst nicht hat decodieren können, kennt er die einzelnen Kanalzustände nicht, da möglicherweise eine Reservierung für einen beliebigen Kanal erfolgt ist. Um Kollisionen zu vermeiden, darf er auf Kanäle mit unbekanntem Kanalzustand nicht zugreifen.

Die Übertragung von Idle-Bursts auf dem Downlink kann dieses Problem reduzieren, da in ihnen der Zustand aller Kanäle angegeben ist. Bei dem korrekten Empfang eines solchen Bursts ist eine Mobilstation damit wieder in der Lage, auf alle tatsächlich freien Slots des Uplinks zuzugreifen. Damit kann für das Gesamtsystem ein Durchsatzgewinn erzielt werden, da die mittlere Kanalzugriffszeit reduziert wird. Der Effekt ist im Rahmen dieser Arbeit simulativ untersucht worden.

#### Informationswiederholung auf dem PCCH

Eine weitere Möglichkeit der Fehlersicherung stellt die Wiederholung von PCCH-Bursts auf dem Downlink dar. Eine Basisstation wiederholt dabei gesendete Paging-Bursts und Acknowledge-Bursts in folgenden PCCH-Slots in dem Fall, daß keine weiteren Informationen zu übertragen sind.

## 6.9 Das Simulationsmodell

Zur Bewertung des Protokolls wurde die im Rahmen dieser Arbeit entstandene C++ Bibliothek GSMDATA eingesetzt (Kapitel 5).

Weiterhin wurde ein Simulationsmodell implementiert, mit dem die Eigenschaften des entworfenen MAC-Protokolls bewertet wurden.

Die Simulation erfolgte unter der Berücksichtigung von Übertragungsstörungen. Das verwendete Model ist ein TU-3-Kanal (Typical Urban v=3m/s). Dabei wurden auch die vorgeschlagenen Fehlersicherungsverfahren untersucht.

Weiterhin wird berücksichtigt, daß eine Mobilstation nicht in der Lage ist, codierte Daten in beliebig kurzer Zeit zu decodieren und auszuwerten. Im folgenden wird hierfür generell eine zusätzliche Zeit von einem Rahmen (4.62 ms) angenommen.

Die Simulation erfolgt unter der Annahme statischer Verbindungen. Diese Anordnung verhindert das Auftreten von Situationen, bei denen Daten wegen des Besetzt-Zustandes einer Mobilstation nicht gesendet werden können. Ein solcher Zustand würde das Simulationsergebnis verfälschen, da hier lediglich das Zugriffsverfahren bewertet werden soll.

### 6.9.1 Simulationsparameter

Das Simulationsmodell erlaubt die Wahl verschiedener Parameter, die die Simulation beeinflussen:

**Back-Off-Algorithmus:** Die Zugriffswahrscheinlichkeit und das Back-Off-Intervall können frei gewählt werden. Im folgenden wird ein Intervall von einem Rahmen sowie eine Zugriffswahrscheinlichkeit von eins beim Erstzugriff und von 0.1 bei allen folgenden Zugriffen gewählt.

**Maximale Verzögerung:** Die Übertragung der Pakete wird durch belegte Kanäle oder Störungen bei der Kanalzuweisung verzögert werden. Dabei werden die zu übertragenen Daten oder Sprachsequenzen in einem solchen Fall sendeseitig gespeichert und verzögert übertragen. Auf ein alternatives Abschneiden der ersten Blöcke bei der Übertragung von Sprache (Front-End-Clipping) wurde im Rahmen dieser Arbeit nicht eingegangen, da die Einwirkungen auf die Verständlichkeit und das Hörempfinden nicht hätten bewertet werden können.

Die maximale Verzögerungszeit wird sowohl auf dem Uplink als auch auf dem Downlink auf 5 Sekunden begrenzt. Nach dieser Maximalzeit werden zu sendende Pakete verworfen.

**Simulationsdauer:** Die Simulation erfolgt jeweils für mindestens 1000 erfolgreiche Übertragungen. Damit wird eine hinreichende Stabilität der Ergebnisse gewährleistet.

**Kanäle:** Es kann wahlweise mit Halbraten- bzw. mit Vollratenkanälen simuliert werden. Die Anzahl der für einen Paketdienst zur Verfügung stehenden logischen Kanäle ist wählbar. Die im folgenden dargestellten Simulationsergebnisse basiert auf der Annahme, daß 16 Halbratenkanäle verwendet werden. Als Störmodell wurden die in Abschnitt 3.5.1 beschriebenen Kanalmusterdateien des TU-3 Kanals verwendet. Up- und Downlink wurden dabei durch zweitverschobene Ausschnitte realisiert. Die Beschreibung der Störabstandverteilung in der Zelle wurde, unter der Annahme  $C/I_{90} = 9\text{ dB}$ , geeignet durch die vier vorhandenen Störmuster nachgebildet (70% ohne Kanalstörungen, 20% mit  $\text{CIR}=10\text{ dB}$ , jeweils 5% mit  $\text{CIR}=7\text{ dB}$  und  $4\text{ dB}$ ).

**Last:** Die Auslastung des Uplinks und des Downlinks kann unabhängig gewählt werden.

Die Auslastung des Uplinks und des Downlinks werden symmetrisch angenommen.

Die durchgeführten Simulationen erfolgen für Sprachübertragungen, wie sie in Bündelfunknetzen üblich sind. Es hat sich hierbei das Problem ergeben, daß keine Messungen über das reale Sprachverhalten von Bündelfunkteilnehmern vorliegen. Daher mußten im Rahmen dieser Arbeit angeneherte Annahmen getroffen werden, die eine möglichst realistische Bewertung des entworfenen Protokolls erlauben. Für die mittlere Kanalbelegungsdauer  $T_m$  wurden die Werte 1,2 und 5 Sekunden angenommen, was einer Übertragung von 600, 1200 bzw 2400 Byte entspricht.

Die Aktivität der einzelnen Mobilstationen wird mit 0.02 Erlang angenommen, um die Gesamtzahl der Stationen zu begrenzen. Dies erscheint für bündelfunkspezifische Anwendungen zwar etwas hoch, die Ergebnisse sind aber jeweils über die Gesamtaktivität aufgetragen und lassen sich mit vernachlässigbarem Fehler auf geringere Aktivitäten übertragen.

Die Verteilung der Übertragungsperioden ist von der zu tragenden Datenmenge und dem Zustand des Kanals abhängig.

Die Dauer der Übertragungsperioden und Pausenperioden wurden mit dem in Abschnitt 2.4.2 parametrisierten Packet-Train Modell bei einer mittleren Übertragungsperiode von 5 Sekunden gewählt.

Je nach angebotener Gesamtlast wird die Anzahl der teilnehmenden Stationen variiert.

## 6.10 Simulationsergebnisse für CELLPAC-V&D

### 6.10.1 Simulation im lastfreien Fall

Zuerst sollen der Einfluß der Fehlersicherung auf das Protokollverhalten untersucht und bewertet werden. Dazu wird das System im lastfreien Zustand mit Störungen auf dem Kanal betrachtet.

#### Uplink

Für den Zugriff auf dem Uplink entstehen durch die Annahme eines lastfreien Systems keine Zugriffsverzögerungen durch Kollisionen und Blockierungen. Durch diese Simulation werden die protokollbedingten Zugriffszeiten insbesondere bei einem gestörten Übertragungskanal bestimmt. Um die Wirkung der einzelnen Fehlersicherungsverfahren zu beurteilen, werden diese zunächst getrennt eingesetzt und anschließend kombiniert betrachtet.

Abb. 6.11 zeigt die resultierende mittlere Zugriffsverzögerung bei einer Paketübertragung auf dem Uplink. Dabei wurde die Zeit gemessen, die zwischen dem Eintreten der Sendebereitschaft einer Station und dem Senden des ersten Bursts auf dem Uplink-Kanal vergeht.

Die Zugriffszeiten sind bei einem Störabstand von 10dB, 7dB bzw. 4dB gemessen worden. Ohne die Verwendung von Fehlersicherungsmaßnahmen erkennt man, daß die Zugriffszeit mit sinkendem Störabstand stark ansteigt. Mit der in Abschnitt 6.6 beschriebenen Codierung der PCCH-Bursts sinken die Zugriffsverzögerungen um etwa 50%. Dieses Ergebnis bestätigt die Effektivität der Kanalcodierung.

Ein weiteres vorgeschlagenes Fehlersicherungsverfahren beinhaltet die Sendung eines Idle-Bursts durch die Basisstation. Dabei werden jeweils alle Kanalzustände übertragen, wodurch jede Mobilstation auch unter schlechten Empfangsbedingungen in die Lage versetzt wird, auf vorhandene freie Slots zuzugreifen. Die Kurve Idle-Bursts zeigt die Verzögerung bei dem alleinigen Einsatz dieser Methode ohne die Verwendung der Kanalcodierung.

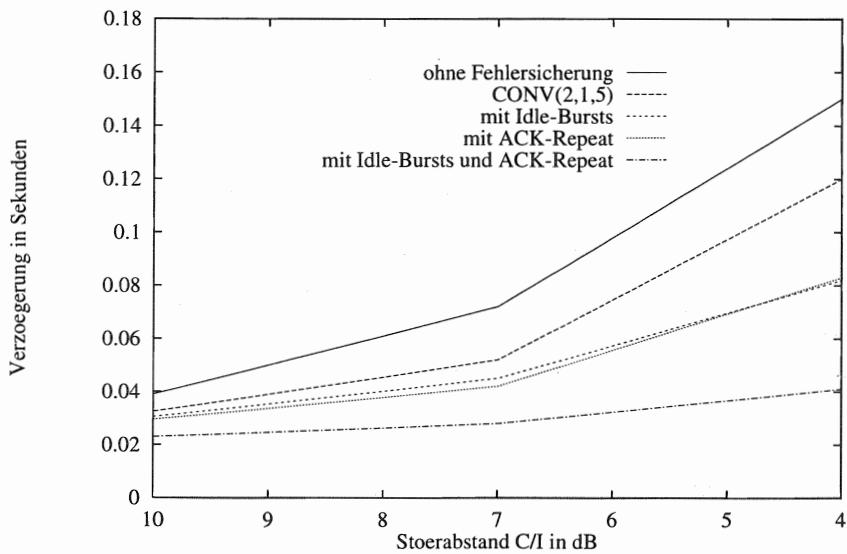


Abbildung 6.11: Mittlere Zugriffsverzögerungen auf dem Uplink (TU-3)

Als zusätzliche Fehlersicherung kann die Wiederholung von Acknowledge-Bursts durch die Basisstation dienen. Dadurch wird verhindert, daß bereits erfolgte Kanalreservierungen wegen des Verlusts eines Acknowledge-Bursts verworfen werden müssen. Dieses Verfahren kann nur dann eingesetzt werden, wenn kein Signalisierungsbedarf für andere Mobilstationen besteht. Auch hier ist die Verzögerungszeit in Abb. 6.11 dargestellt.

Die Kurve mit der geringsten mittleren Verzögerung ergibt sich durch die Kombination aller vorgeschlagenen Verfahren. Man erkennt, daß auch bei schlechten Kanalbedingungen die Zugriffszeiten relativ gering bleiben.

In der Abb. 6.12 ist die Verteilung der Zugriffsverzögerungen für diese Kombination bei unterschiedlichen Störabständen des TU-3 Kanalmodells dargestellt.

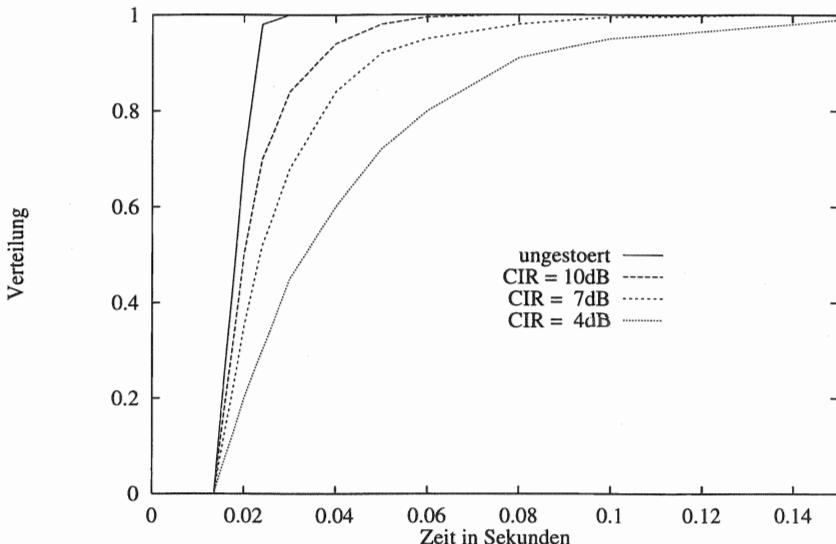


Abbildung 6.12: Verteilung der Zugriffsverzögerung auf dem Uplink (TU-3)

## Downlink

Die Reservierung des Downlinks erfolgt unabhängig von der des Uplinks. Daher werden die Verzögerungszeiten bei dem Zugriff auf den Downlink durch die Basisstation getrennt betrachtet. Die ermittelten Werte der Verzögerungszeiten in Abbildung 6.13 beziehen sich auf ein Singlecast-Paging mit Bestätigung, wie es bei Punkt-zu-Punkt-Verbindungen verwendet wird.

Als Fehlersicherungsmaßnahme wird auch hier die Codierung des PCCH-Kanals und der Acknowledge-Bursts, die von den Mobilstationen gesendet werden, betrachtet. Man erkennt, daß das Zugriffsverfahren sowohl für den Uplink als auch für den Downlink vergleichbare Zugriffszeiten ermöglicht. In der Abb. 6.14 ist die Verteilung der Zugriffsverzögerungen für die unterschiedlichen Kanalzustände dargestellt. Die Kurven gelten für die Kombination der oben aufgeführten Fehlersicherungsverfahren.

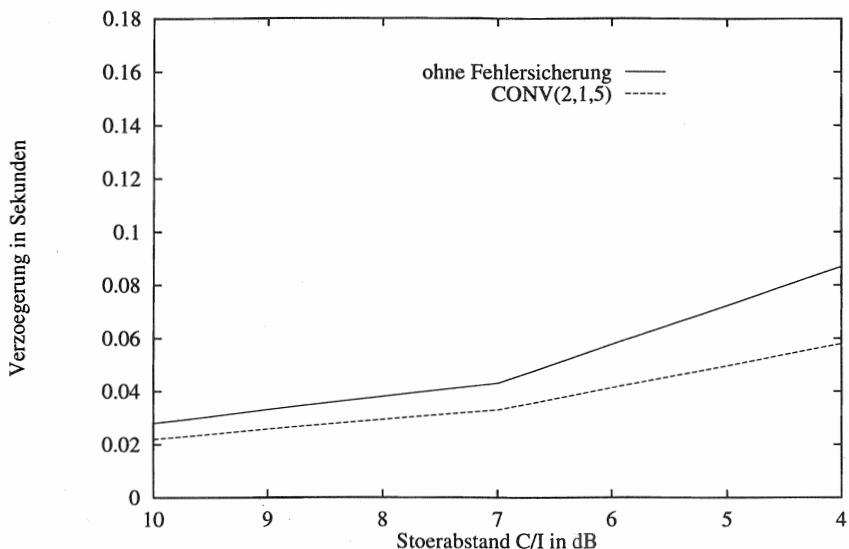


Abbildung 6.13: Mittlere Verzögerungszeiten auf dem Downlink (TU-3)

### 6.10.2 Simulation des Lastfalls

Nachdem das Protokollverhalten im Fall des gestörten Übertragungskanals bewertet worden ist, erfolgt nun die Untersuchung des Lastfalls. Dabei werden die möglichen Kanalauslastungen für unterschiedliche Lastanforderungen bestimmt. Zusätzlich wird die Auslastung des PCCH-Kanals gemessen. Abschließend wird die resultierende System-Kapazität bestimmt.

### Paket-Verlust-Wahrscheinlichkeit und Durchsatz auf dem Uplink

Abbildung 6.15 zeigt die Paket-Verlust-Wahrscheinlichkeit auf dem Uplink für verschiedene mittlere Belegungsdauern. Dabei geht der Verkehrsanteil zu Verlust, der die maximale Zugriffsverzögerung von 5 Sekunden überschreitet. Dies kann durch ein belegtes System, durch Kollisionen oder auch durch eine stark gestörte Übertragung bei der Kanalreservierung entstehen.

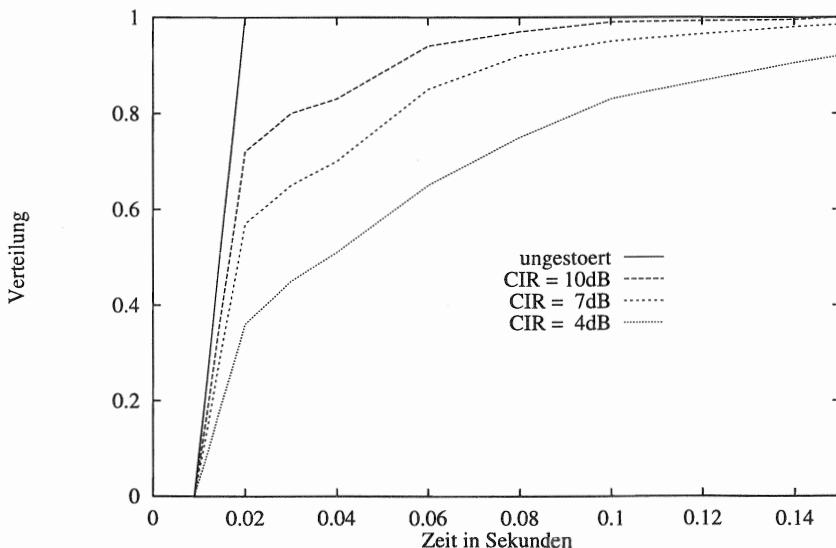


Abbildung 6.14: Verteilung der Verzögerungszeiten auf dem Downlink (TU-3)

Wie man in Abbildung 6.15 erkennt, kann bis zu einem Angebot von 0.6 Erlang je Kanal die mittlere Paket-Verlust-Wahrscheinlichkeit vernachlässigt werden. Läßt man eine Paket-Verlust-Wahrscheinlichkeit von bis 2% zu, so kann sogar ein Angebot von 0.8 Erlang je Kanal getragen werden.

Daraus ergibt sich, daß das Lastangebot und der Durchsatz bis zu einer Kanalauslastung von etwa 85% in allen Fällen fast identisch sind. Bei einer weiteren Erhöhung des Lastangebots werden Pakete wegen Überschreitung der maximalen Wartezeit verworfen. In diesem Bereich steigt der Durchsatz auf über 90% an. Der etwas geringere Maximaldurchsatz bei einer mittleren Belegungsdauer von einer Sekunde ist in dem, relativ zur Datenmenge gestiegenen, Headeranteil begründet. Die mit der Last ansteigenden Zugriffszeiten sind in erster Linie durch die steigende Wartewahrscheinlichkeit bedingt.

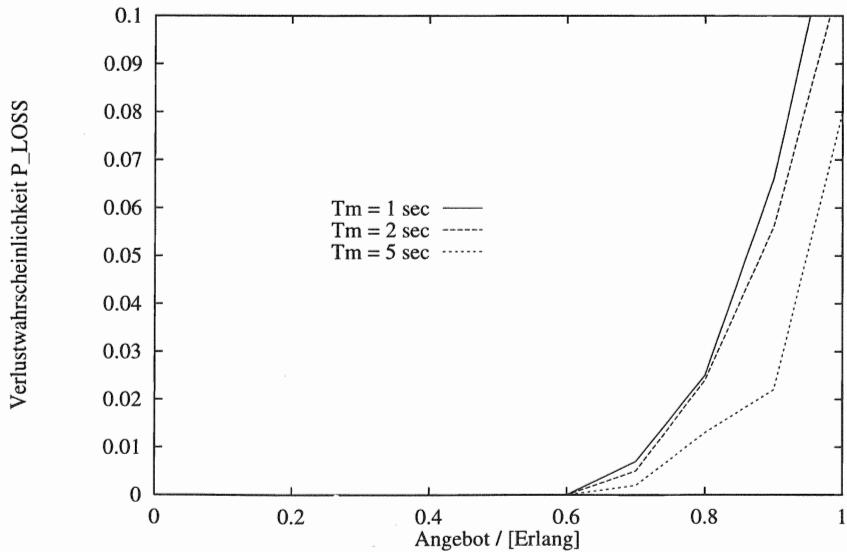


Abbildung 6.15: Paket-Verlust-Wahrscheinlichkeit auf dem Uplink

### Durchsatz auf dem Downlink

Durchsatzmessungen auf dem Downlink zeigten nur vernachlässigbare Unterschiede (< 5%) zu den Messungen auf dem Uplink. Die geringfügig höheren Durchsatzwerte sind darauf zurückzuführen, daß die Basisstation direkt auf den Downlink zugreifen kann, wogegen Mobilstationen im Wettbewerb mit anderen Stationen stehen, wodurch bei hohen Lastwerten die Kollisionswahrscheinlichkeit steigt.

### Zugriffszeiten

In Abb. 6.16 sind die mittleren Zugriffszeiten der erfolgreich übertragenen Pakete über der angebotenen Last aufgetragen. Bis zu einer Last von etwa 0.6 bleiben die Zeiten sehr gering. Der dann mit wachsender Last beginnende Anstieg der Zugriffszeiten ist durch die ansteigende Blockierwahrscheinlichkeit des Kanals bedingt. Die mögliche Auslastung des Systems ist also im

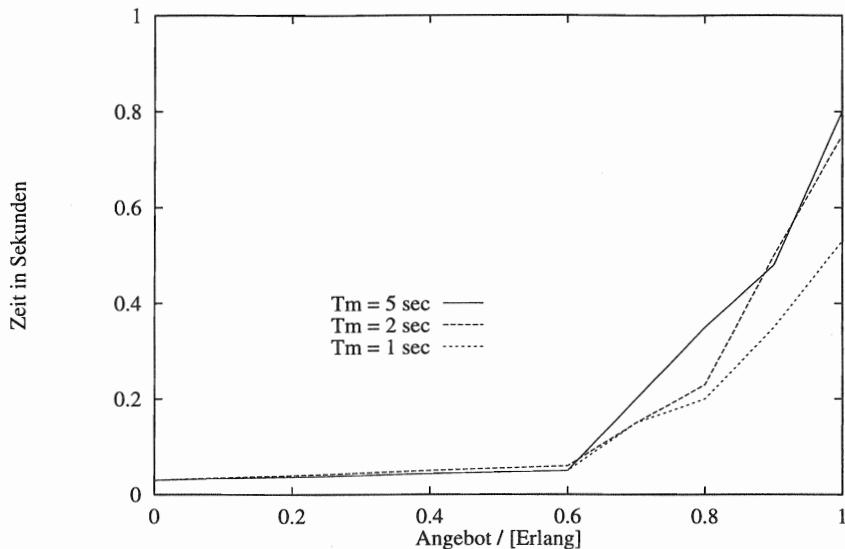


Abbildung 6.16: Mittlere Zugriffszeiten auf dem Uplink

betrachteten Fall nicht durch das Zugriffsverfahren begrenzt, sondern durch die Anzahl der zur Verfügung stehenden Kanäle.

### Auslastung des PCCH's

Ein wichtiger Punkt bei der Bewertung des simulierten Protokolls ist die Auswertung der Auslastung des PCCH's. Abb. 6.17 zeigt, daß auch bei einer mittleren Reservierungsduer von einer Sekunde weniger als ein Drittel der zur Verfügung stehenden PCCH-Slots zur Signalisierung benötigt werden. Die zur Verfügung stehende Übertragungskapazität des PCCH reicht also für den hier untersuchten Anwendungsfall aus, so daß eine gleichzeitige Auslastung des Uplinks sowie des Downlinks möglich ist.

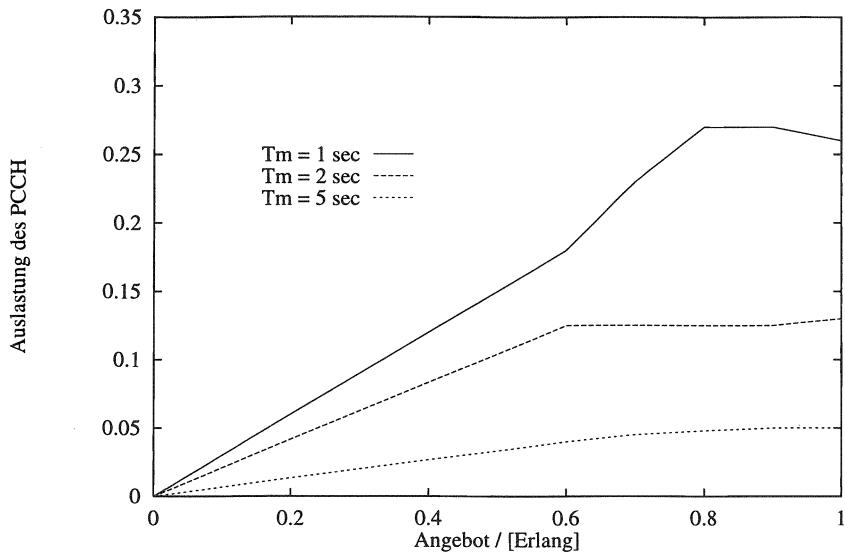


Abbildung 6.17: Auslastung des PCCH's

### 6.10.3 Systemkapazität

Die Simulationen haben gezeigt, daß bei den angenommenen Lastmodellen eine Kanalauslastung von etwa 60% erreicht werden kann. Damit kann z.B. bei einer angenommenen Aktivität der einzelnen Teilnehmer von 20 mErl auf den 16 Halbratenkanälen eine Zahl von 480 Teilnehmern getragen werden.

Die bei dieser Last auftretende Zugriffsverzögerung liegt dabei im Systemmittel unter 100 ms. Zum Vergleich: Der schnellste GSM-Verbindungsaufbau benötigt mindestens 600 ms. Jedoch entstehen auch im lastfreien Fall je nach Störsituation Verzögerungen zwischen 20 und 80 msec. Der Einsatz dieses Protokolls in der Telefonie würde somit die Dienstgüte merklich beeinflussen. Bei der Übertragung bündelfunkähnlicher Sprachdienste kann das hier vorgestellte Konzept jedoch eingesetzt werden.

## KAPITEL 7

---

# Leistungsbewertung Typ-I-hybrider Fehlersicherungsverfahren im GSM

Innerhalb dieses Kapitels wird sowohl die Leistungsfähigkeit der im GSM eingesetzten hybriden Sicherungsschichtprotokolle LAPDm und RLP<sup>1</sup> als auch neue im Rahmen dieser Arbeit entwickelte Vorschläge bewertet. Zwar ist die Standardisierung der Fehlersicherungsverfahren im GSM schon länger abgeschlossen, und die Einführung neuer Hardware in GSM bedingt hohe zusätzliche Investitionen der Netzbetreiber. Die Bewertung der Leistungsfähigkeit der bisher eingesetzten Verfahren soll jedoch mögliche Verbesserungen in neu einzuführenden Protokollen bei zukünftigen Diensten in GSM oder auch zukünftigen Netzen zeigen.

Die in diesem Kapitel vorgeschlagenen Verbesserungen erfordern unterschiedlich starke Änderungen der Protokolle. So werden zuerst Protokolländerungen bei gleichbleibender Kanalcodierung und danach bei adaptiver Kanalcodierung vorgestellt. Im nächsten Kapitel werden dann Typ-II Varianten des RLP bewertet.

### 7.1 Simulationsumgebung

Zur Bewertung des Protokolls wurde die im Rahmen dieser Arbeit entstandene C++ Bibliothek GSMDATA eingesetzt (Abschnitt 5).

Bei den Simulationen wurden nur Bitfehlerwahrscheinlichkeiten im Bereich  $P_E \leq 4\%$  betrachtet. Dieser Bereich entspricht etwa einem CIR von über 7 dB. Im Bereich um 7 dB wird in der Regel ein Handover durchgeführt. Bei kleineren Werten ( $CIR < 7$  dB) führt die entsprechende Fehlerrate des SACCH-Kanals zur Verbindungsauflösung.

Die Übertragungsstrecke wurde zwischen mobilem Endgerät (MS) und Vermittlungsstelle (MSC) in allen die Leistungsfähigkeit beeinflussenden Teilen in den jeweiligen Simulationsprogrammen nachgebildet.

---

<sup>1</sup>Radio Link Protocol

Die Übertragung im Festnetz wurde jedoch als fehlerfrei angenommen. Verzögerungen in den Stationen wurden zu einer Verzögerung pro Teilstrecke zusammengefaßt. Bei den Simulationen wurde das mittlere Interferenzverhältnis (CIR, Carrier to Interference Ratio) innerhalb einer Verbindung als konstant angenommen.

Abbildung 7.1 zeigt einen groben Überblick über den entwickelten Simulator für die Protokollsimulationen hier am Beispiel für RLP. Die Module, Kanal 1 und 2, enthalten die Kanalcodierung und die entsprechenden Interleaving-Verfahren. Bei den Durchsatzuntersuchungen erzeugen die Generatoren beider Stationen kontinuierlich Datenpakete (Hochlastfall), die gemessene Durchlaufverzögerung wird vom Eintritt der Daten in die Protokoll-Entity bis zum Verlassen der Partner-Entity gemessen.

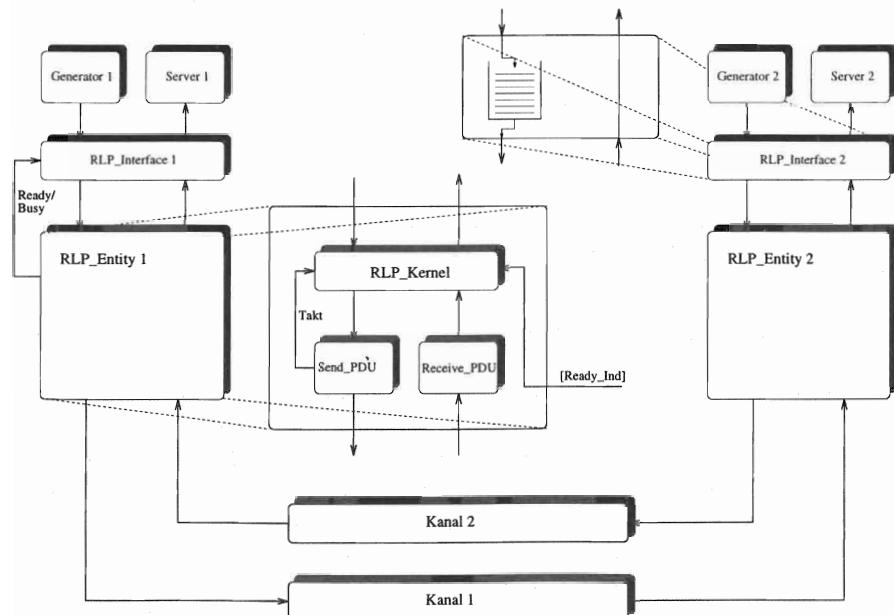


Abbildung 7.1: Blockschaltbild der Simulationssoftware Typ-I-hybrider Protokolle (Beispiel RLP)

## 7.2 Leistungsbewertung hybrider Sicherungsprotokolle (Typ-I)

Beim Einsatz von hybriden Typ-I-ARQ/FEC-Verfahren (Abschnitt 4.4) ist es wichtig, daß FEC und ARQ auf einander und auf den Kanal abgestimmt sind.

Geht man von der Verwendung eines Faltungscoders und eines ARQ-Protokolls mit SREJ<sup>2</sup> aus, so sind folgende Parameter aufeinander abzustimmen:

- Die **Codierrate des Faltungscoders** legt die maximal erreichbare Datenrate und die Relation von Paketfehlerrate und Bitfehlerrate auf dem Kanal fest. Damit ergibt sich für das darüberliegende ARQ-Protokoll eine Grenz-Bitfehlerrate des Kanals, ab der der Durchsatz des ARQ-Protokolls verschwindend gering wird.
- Die **Interleavingtiefe** bestimmt die Verwürfelung der gestörten Bits und beeinflußt bis zu einem bestimmten Grad die Paketfehlerrate (abhängig von den Codiereigenschaften des verwendeten Codes). Andererseits wird jedoch die Verzögerung bei großer Interleavingtiefe groß, was sich negativ auf den Durchsatz des ARQ-Protokolls auswirkt.
- Die verwendete **Fenstergröße** muß auf die Paketfehlerrate und die Kanalverzögerung angepaßt sein, um ein kontinuierliches Senden zu ermöglichen.
- Die **Paketgröße** muß auf den Kanal und den verwendeten Coder optimiert werden. Längere Pakete erlauben bei gleicher Codierrate effizientere Codierung, werden aber mit größerer Wahrscheinlichkeit gestört.

## 7.3 Leistungsbewertung des LAPDm-Protokolls

Das LAPDm-Protokoll, welches als Sicherungsprotokoll der Signalierebene eingesetzt wird, wurde aus dem LAPD-Protokoll durch Anpassung an die GSM-Funkschnittstelle entwickelt. LAPDm erlaubt wie LAPD die Unterscheidung mehrerer logischer Verbindungen, die durch Dienstzugangs punktbezeichner (SAPI, Service Access Point Identifier) angesprochen werden. Dabei unterscheiden sich das LAPDm vom LAPD im wesentlichen

---

<sup>2</sup>Selective Reject (Abschnitt 4.3.3)

durch die fehlende Rahmenbegrenzung und die zusätzliche Funktion der Segmentierung, beides bedingt durch die GSM-Zeitmultiplexstruktur und durch eine andere Fehlererkennung.

LAPDm-Rahmen werden zuerst mit einem sogenannten Firecode von 184 Bit auf 228 Bit codiert. Firecodes weisen sehr gute Eigenschaften bei der Korrektur bzw. Erkennung von Büschelfehlern auf. Durch eine nachfolgende Faltungscodierung entsteht ein Block von wiederum 456 Bits.

In Abbildung 7.2 ist der beschriebene Ablauf dargestellt.

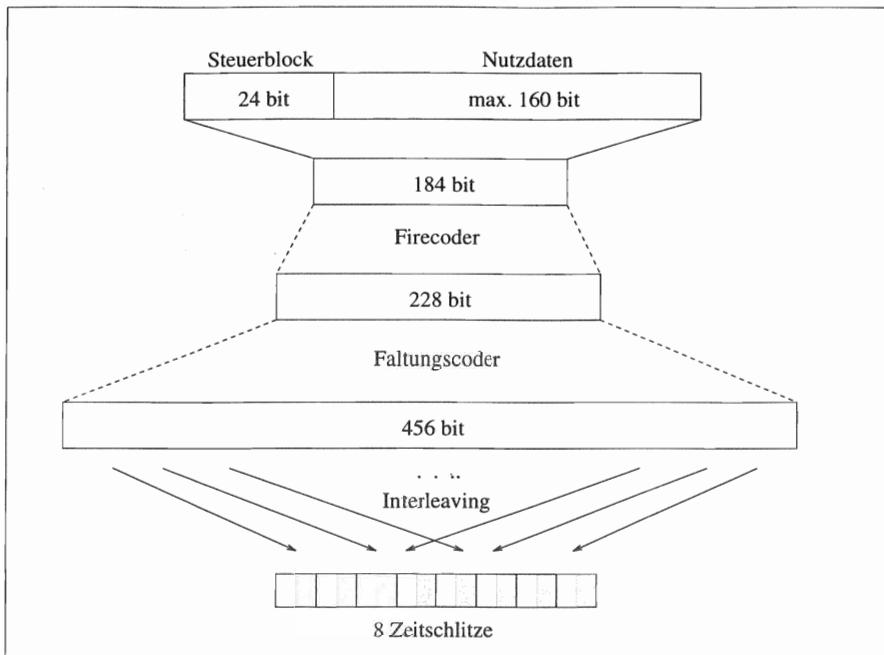


Abbildung 7.2: Codierung und Interleaving eines LAPDm-Rahmen

Durch die Verwendung eines Firecodes ist eine niedrige Interleavingtiefe möglich. Beim FACCH wird ein Block auf acht hintereinanderliegende Zeitschlitze verteilt. Dies entspricht einer zeitlichen Spreizung auf etwa 40ms. Für den SDCCH, SACCH, AGCH und PCCH wird die Interleavingtiefe sogar auf vier reduziert. Dies entspricht durch die unterschiedlichen logischen

Kanalstrukturen auf dem SACCH einer zeitlichen Spreizung auf 520 ms, bei den anderen Kontrollkanälen (SDCCH, AGCH und PCCH) wird keine zeitliche Spreizung durchgeführt.

Die maximale Datenrate des LAPDm auf dem FACCH kann wie folgt ermittelt werden: Ein LAPDm-Rahmen faßt maximal 160 Nutzbits. In einem 26er-Mehrfachrahmen (120 ms) eines FACCH können also sechs LAPDm-Rahmen untergebracht werden. Das LAPDm-Protokoll erreicht in Verbindung mit einem FACCH eine maximale Datenrate von  $6 \cdot 160 \text{ bit}/120 \text{ ms} = 7680 \text{ bit/s}$ . Dieser Maximalwert kann nur bei ungestörter Übertragung auftreten und berücksichtigt nicht den notwendigen Protokoll-Overhead des LAPDm. Die übertragbare Rahmenlänge ist nicht durch das LAPDm begrenzt, jedoch kann durch die maximale Schicht-3 Nachrichtenlänge auf der  $A_{bis}$ -Schnittstelle zwischen Basisstation und Vermittlungsstelle (MSC) von 272 Byte dieser theoretisch mögliche Durchsatz nie erreicht werden.

Durch die zeitliche Verschränkung von Up- und Downlink-Rahmen in SDCCH und SACCH kann eine Quittung zwischen zwei aufeinanderfolgenden Rahmen empfangen werden. Dies ermöglicht eine effiziente Übertragung, obwohl die Reject-Strategie eingesetzt wird und die vorgeschriebene Fenstergröße  $W = 1$  ist (entspricht Send-and-Wait-Strategie).

### 7.3.1 Simulationen des LAPDm-Protokolls

Zur Ermittlung des zu erwartenden maximalen Durchsatzes wurden in einem Simulationsprogramm die Rahmenfehlerraten des LAPDm-Protokolls ermittelt und daraus der maximale Durchsatz bei kontinuierlicher Datenübertragung ermittelt. Die Werte für die FACCH- und SDCCH-Kanäle sind in Tabelle 7.1 für einen TU-50 Kanal nach Abschnitt 3.5.1 dargestellt.

CIR	Rahmenfehlerrate	Maximaler Durchsatz über FACCH	Maximaler Durchsatz über SDCCH
11 dB	0.0000	7680 bit/s	681 bit/s
9 dB	0.0014	7658 bit/s	680 bit/s
7 dB	0.0195	7380 bit/s	668 bit/s
5 dB	0.1213	5817 bit/s	598 bit/s

Tabelle 7.1: Simulation der Rahmenfehlerraten und entsprechende Durchsätze des LAPDm-Protokolls auf den Kanälen über FACCH bzw. SDCCH

LAPDm erzielt auf den untersuchten Kanälen zufriedenstellende Ergebnisse. Durch die vielseitige Verwendung des Protokolls auf verschiedenen Kanälen und für verschiedene Dienste würde eine Optimierung den Aufwand der Implementierung erheblich erhöhen. Auf Verbesserungsvorschläge, basierend auf Typ-II-hybriden ARQ/FEC-Mechanismen für das LAPDm, soll daher hier verzichtet werden.

## 7.4 Leistungsbewertung des Radio-Link-Protokolls

Das Radio-Link-Protokoll (RLP) nach GSM 04.22 ist eine Variante des HDLC-Protokolls, das auf die speziellen Anforderungen in mobiler Umgebung angepaßt wurde. RLP besitzt eine feste Rahmengröße von 240 bit, in denen ein Header von genau 16 bit und eine Rahmenprüfsequenz von 24 bit enthalten sind.

Um das RLP auch bei schlechten Empfangsverhältnissen ( $CIR < 9 \text{ dB}$ ) einzusetzen zu können, wurde ein punktierter Halbraten-Faltungscode zur Kanalcodierung standardisiert. Dabei werden an den 240 bit langen Rahmen 4 Abschlußbits angehängt, um den Faltungscode wieder in einen definierten Zustand zurückzusetzen. Nach dem Codieren werden aus den Daten 32 bit punktiert, um mit 456 bit ein ganzzahliges Vielfaches von 114 bit (1 GSM-Burst) zu erhalten. Die so codierten Bits werden in insgesamt 23 Bursts zusammen mit folgenden Rahmen verschachtelt (Interleaving).

### 7.4.1 Dienstgüte des nichttransparenten Trägerdienstes

Durch den hybriden Einsatz von ARQ und FEC ändert sich bei unterschiedlichen Empfangsverhältnissen die Fehlerrate des übertragenen Datstroms kaum, wohingegen die angebotene Datenrate stark unterschiedlich sein kann. Dadurch kommt es zu einer unterschiedlichen Durchlaufverzögerung an der Funkschnittstelle.

#### Datenrate

Alle 20 ms kann ein RLP-Rahmen mit 240 bit an die Schicht 1 abgegeben werden, was einer Rate von 12 kbit/s entspricht. Da in jedem Rahmen 200 Informationsbits übertragen werden, ergibt sich eine Bruttodatenrate des RLP von 10 kbit/s. Das RLP wird nur als Teilstreckensicherungsproto-

koll über die Funkschnittstelle zwischen Mobilstation und Vermittlungsstelle (MSC) eingesetzt.

Bit- und zeichenorientierte Sicherungsprotokolle der weiteren Teilstrecken werden über die Layer-2-Relay-Funktion angebunden. Für die Codierung der zum Segmentieren notwendigen Protokollsteuerinformationen werden in jedem RLP-Rahmen mindestens 8 bit benötigt. Somit ergibt sich für das RLP im störungsfreien Fall ein maximaler Durchsatz von 9600 bit/s.

### Durchlaufverzögerung

Die sendeseitige und die empfängerseitige Pufferung beim Einsatz der selektiven Reject Strategy (SREJ) zur geordneten Weitergabe der Daten (resequencing) führen bei unterschiedlichen Übertragungsbedingungen zu unterschiedlichen Durchlaufverzögerungen. Beim RLP wird die Durchlaufverzögerung im ungestörten Fall durch das Interleaving auf einen Wert von mindestens 100 ms vorgegeben.

Bei den Simulationen wurde eine Umlaufverzögerung von 230 ms angemommen.

### Restfehlerwahrscheinlichkeit

Durch die verwendete Rahmenprüfsumme kann vom nichttransparenten Trägerdienst eine sehr geringe Fehlerrate garantiert werden. Wird ein 216 bit Datenwort durch eine 24 bit Prüfsumme geschützt, so nimmt die Wahrscheinlichkeit für ein unbemerkt gestörtes Codewort nach Gl. (4.1) maximal den Wert  $P_C(P_e = 0.5) = 2^{-24} \approx 6 \cdot 10^{-8}$  an.

Unerkannt verfälschte Daten werden nur dann an die Applikation weitergegeben, wenn das ARQ-Protokoll die Header-Plausibilitätsprüfungen besteht. Wird ein Rahmen mit verfälschtem Header als richtig akzeptiert, so kann es durch das ARQ-Protokoll zum Einfügen oder Auslöschen von Bitgruppen mit einer vielfachen Länge des Datenteils eines Rahmens kommen. Eine Berechnung der aus diesem Phänomen resultierenden Bitfehlerrate des Dienstes kann nicht durchgeführt werden. Die Bitfehlerrate in dem vom RLP ausgelieferten Datenstrom soll einen Wert von  $10^{-9}$  nicht überschreiten. Simulativ konnte diese Fehlerrate aufgrund der Seltenheit solcher Ereignisse nicht statistisch sicher bestimmt werden.

Jedoch können auch Ursachen zu Bitfehlern in dem vom RLP ausgelieferten Datenstrom führen. So kann z.B. bei ungünstig gewählten RLP-

Protokollparametern eine erhöhte Wahrscheinlichkeit  $P_{RES}$  des Zurücksetzens des Protokolls (Reset) auftreten. Dabei werden dann sende- und empfangsseitig alle Puffer gelöscht und in einem definierten Zustand mit der Übertragung fortgefahren. Dies kann zum Auslöschen oder Einfügen von Sequenzen von Rahmeninhalten führen. Der Wert der Wahrscheinlichkeit für das Eintreten eines Zurücksetzens des Protokolls ( $P_{RES}$ ) ist wesentlich größer als der Wert eines unerkannt verfälschten Codeworts ( $P_C$ ) und hängt von der gewählten ARQ-Strategie (REJ oder SREJ), aber auch von den im Betrieb gewählten Parametern dieser Verfahren ab.

Da der häufigste Fall eines Rücksetzens durch Überschreiten der Anzahl erlaubter Poll-Vorgänge verursacht wird, könnte diese Wahrscheinlichkeit reduziert werden, wenn man die Anzahl erlaubter Wiederholungen erhöht. Somit sollte die Wahrscheinlichkeit zum Pollen möglichst gering gehalten werden.

#### 7.4.2 Simulationen des RLP

Durch die konstante Länge der RLP-Rahmen ist die Bestimmung einer Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeit ( $P_P$ ) sinnvoll. Die Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeit reicht jedoch zur vollständigen Beschreibung des Fehlerprozesses nach der Kanaldecodierung nur dann aus, wenn Korrelationen der Fehlerwahrscheinlichkeiten aufeinanderfolgender Rahmen ausgeschlossen werden können.

Simulationen haben gezeigt, daß die Korrelation aufeinanderfolgender RLP-Rahmen nicht zu vernachlässigen ist. Dabei wurde eine zweigliedrige Markovkette mit den Zuständen 1 (Rahmen gestört) und 0 (Rahmen ungestört) gewählt, wobei mit  $P_{ij}$  die Übergangswahrscheinlichkeiten vom Zustand  $i$  zum Zustand  $j$  beschrieben wird.

Daraus lassen sich die Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeit ( $P_P$ ) und ein Korrelationskoeffizient ( $\rho$ ) bestimmen.

$$P_P = \frac{P_{01}}{P_{10} + P_{01}} \quad \text{und} \quad \rho = 1 - P_{01} - P_{10}$$

Die Werte von  $\rho$  liegen zwischen  $-1$  und  $+1$ . Hohe Beträge der Korrelation  $\rho$  bedeuten eine starke Ähnlichkeit aufeinanderfolgender Werte, während Beträge um Null keine Korrelation aufeinanderfolgender Werte beschreiben. Die Werte für die Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeit und Korrelation sind für den TU-50 Kanal nach Abschnitt 3.5.1 in Tabelle 7.2 angegeben.

CIR [dB]	3	5	7	9	11
$P_P$	0.5783	0.2245	0.0505	0.0066	0.0005
$\rho$	0.4430	0.4293	0.3162	0.1665	0.0000

Tabelle 7.2: Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeiten und Korrelationen der Rahmenfehler im RLP für TU50

Basierend auf dieser Rahmenfehler-Wahrscheinlichkeit lassen sich Abschätzungen für Durchsatz Gl. (4.18), Verzögerungszeiten und Poll-Wahrscheinlichkeiten durchführen.

Bild 7.3 zeigt den Durchsatz des RLP bei den ARQ-Strategien REJ und SREJ unter der Annahme einer maximalen Fenstergröße ( $W=61$ ) und einer Verzögerungszeit von 100 ms. Als Referenz wurde auch der theoretisch maximale Durchsatz bei SREJ-Strategie und unbegrenzter Fenstergröße dargestellt.

Bei den Simulationen wurde, soweit nicht anders angegeben, eine Fenstergröße von  $W=61$  angenommen. Weiterhin wurde Timer  $T1 = 2550ms$  und  $T_{RCVR} = 480ms$  festgelegt.

### 7.4.3 Schwächen des RLP

Wie die Simulationsergebnisse zeigen, kann das RLP nicht die theoretisch möglichen Grenzwerte für Datenrate und Verzögerungszeiten liefern. Zwar ließe sich der Durchsatz einfach durch Vergrößerung der maximalen Fenstergröße erhöhen, dadurch würden sich jedoch bei sonst gleichbleibendem Protokoll die Verzögerungszeiten erhöhen.

Nähere Untersuchungen des RLP-Protokolls bei hohen Fehlerwahrscheinlichkeiten haben gezeigt, daß der geringe Durchsatz und die hohen Verzögerungszeiten durch den Pollmechanismus verursacht wird (Abschn. 4.3.5). Aufwandsreduzierte Protokollvorschriften im RLP verursachen hier über eine erhöhte Pollwahrscheinlichkeit die negativen Eigenschaften des Protokolls.

Kommt es nämlich zu einem Poll-Final-Zyklus, so werden für die Dauer des Zyklus keine Daten übertragen und der Abschluß des Zyklus kommt einer Neuanforderung aller bisher unquittierten Rahmen gleich (Reject).

Dies verursacht unter anderem auch hohe Streuungen der Verzögerungszeiten und des Durchsatzes und kann über einen ausgelösten Reset auch die Restbitfehler-Wahrscheinlichkeit stark beeinflussen.

Zwei Gründe sind im wesentlichen für die unnötig hohe Pollwahrscheinlichkeit verantwortlich:

Zum einen werden im RLP Zeitbedingungen nicht genau nachgehalten oder an anderen Stellen zur Vereinfachung ganz auf die Sendung einer negativen Quittung verzichtet, obwohl offensichtlich ein Fehler vorliegt. Dies wird auch durch die ungenügenden Möglichkeiten zur Speicherung der Zeitbedingungen in Sender und Empfänger verursacht. So werden im RLP zwar bei Verwendung des SREJ sende- und empfangsseitig ein Vektor mit 62 Variablen zur Speicherung des Zustandes der verschiedenen Fensterplätze zur Verfügung gestellt, es stehen jedoch nicht gleich viele Zeitüberwachungsglieder (Timer) zur Verfügung. Nur zwei Timer überwachen die Aussendung von Daten und Quittungen.

Zum anderen werden die übertragenen Rahmen nicht optimal codiert. Übertragene systematische Redundanz wird nicht ausgenutzt.

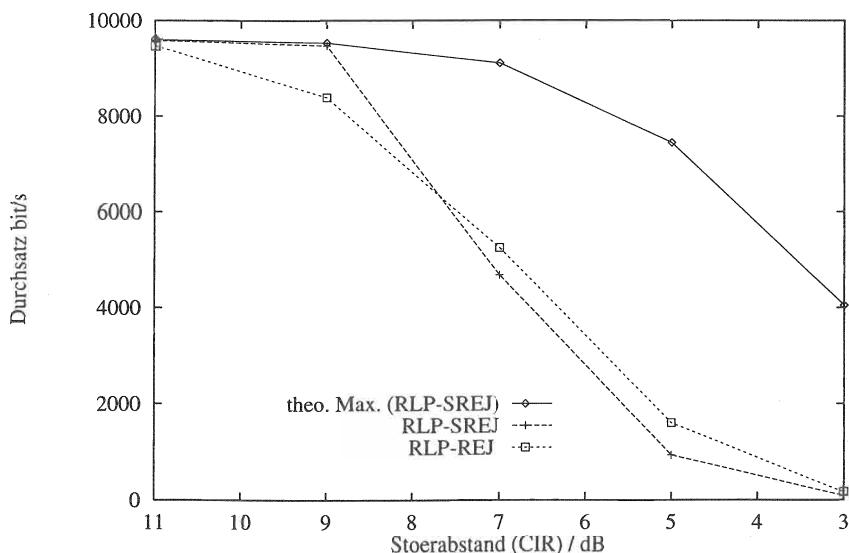


Abbildung 7.3: RLP-Durchsatz bei REJ und SREJ ( $W=61$ ) und maximaler Durchsatz für SREJ

#### 7.4.4 Verbesserungsvorschläge für das RLP

Im RLP wird die Aussendung eines Datenpaketes mit dem Timer  $T_1$  überwacht. Läuft der Timer ab, so erkennt der Sender eine ausgebliebene Quittung. Für alle Datenpakete wird jetzt nur ein einziger Timer verwaltet. Daher ist es notwendig, den Timer immer wieder neu zu setzen, wenn weitere Datenpakete gesendet werden. Erst wenn der Timer nach dem letzten Datenpaket abläuft, werden ausgebliebene Quittungen vorausgegangener Pakete entdeckt.

Ähnliches geschieht auch mit den Quittungen bei der SREJ-Strategie. Diese werden durch den Timer  $T_{RCVR}$  überwacht. Hier wird jedoch nach GSM 04.22 vorgeschrieben, daß nach dem Ablauf des bei jedem SREJ neu gestarteten Timers alle weiteren SREJ-Anforderungen eingestellt werden. Dies hat zur Folge, daß im RLP für ein fehlerhaft decodiertes Datenpaket nur eine SREJ-Anforderung verschickt wird. Läuft Timer  $T_{RCVR}$  ab, werden alle über SREJ angeforderten Rahmen auf idle gesetzt und es erfolgt keine weitere selektive Anforderung dieses ausgebliebenen Paketes. Es genügt also bei dem Protokoll aus GSM 04.22 der Verlust zweier Rahmen oder eines Rahmens mit dessen Quittung, um einen Poll-Final-Zyklus auszulösen. Da zwischen der Übertragung eines Rahmens und einer eventuellen Nachforderungen immer mehrere andere Pakete übertragen werden, kann man von einer unabhängigen Fehlerwahrscheinlichkeit für die einzelnen Pakete ( $P_P$ ) ausgehen. Somit läßt sich die Wahrscheinlichkeit für einen Poll-Final-Zyklus ( $p_{POLL}$ ) wie folgt berechnen:

$$p_{POLL} = 1 - (1 - P_P) - P_P(1 - P_P)^2 = 2P_P^2 - P_P^3 \quad (7.1)$$

Diese Situation kann nur durch einen Poll-Final-Zyklus aufgehoben werden. Wird der Rahmen mit dem Poll bzw. mit dem Final Bit wiederum gestört, so wird der Zyklus wiederholt.

Kommt es während der Datenübertragung zu einem solchen Poll-Final-Zyklus, so werden für die Dauer von mindestens 3 Zykluszeiten ( $3 \cdot T_{RT} \approx 1$  sec.) keine Nutzdaten übertragen. Dies hat zur Folge, daß der Durchsatz einer Datenübertragung je nach Anzahl darin enthaltener Zyklen stark schwanken kann und im Mittel je nach Fehlerrate geringer als beim Reject-Mechanismus ausfallen kann, da beim Reject nur eine Zykluszeit lang unterbrochen wird.

Die Anzahl aufeinanderfolgender Poll-Final-Zyklen wird vom Zähler  $N_2$  überwacht, welcher mit dem Wert 6 vorbelegt ist. Nach dieser vorgegebene-

nen Anzahl wiederholter Zyklen kommt es zum Zurücksetzen des Protokolls (Reset). Die Wahrscheinlichkeit eines Zurücksetzens lässt sich wie folgt berechnen:

$$p_{RES} = p_{POLL} \cdot (2P_P - P_P^2)^{(N^2-1)} \quad (7.2)$$

Beim Zurücksetzen des RLP können wie bereits erwähnt die Inhalte mehrerer Rahmen verlorengehen. Die Werte der Rücksetzwahrscheinlichkeiten und Pollwahrscheinlichkeiten für die verschiedene Störabstände (CIR) des in Abschnitt 3.5.1 beschriebenen TU-50 Kanals können Tabelle 7.3 entnommen werden.

CIR [dB]	3	5	7	9	11
$P_P$	0.5783	0.2245	0.0505	0.0066	0.0005
$p_{POLL}$	0.48	8.9E-2	4.9E-3	8.6E-5	5E-6
$p_{RES}$ (N2=6) je RLP-Rahmen	0.147	3.6E-4	4.5E-9	4.5E-16	5.0E-25
$p_{RES}$ (N2=6) $T = 15$ min.	1	1	2E-4	2E-11	2.3E-20

Tabelle 7.3: Poll- und Reset-Wahrscheinlichkeiten für TU-50

Ein Ziel der im folgenden aufgeführten Verbesserungsvorschläge ist es, die Pollwahrscheinlichkeit zu reduzieren und somit die Übertragungseigenschaften verbessern.

### Extended Selective Reject (SREJx) im RLP

Bei dem in GSM 04.22 festgelegten Protokoll kann ein Rahmen nur einmal mit einem SREJ-Kommando angefordert werden. Bleibt diese Anforderung erfolglos, so kann diese Situation nur mit der uneffizienten Poll-Final-Strategie beendet werden. Beim Extended Selective Reject wird dieser Nachteil dadurch empfangsseitig so aufgehoben, daß bei Ablauf von  $T_{RCVR}$  immer alle ausgebliebenen Rahmen so markiert werden, daß diese bei der nächsten Gelegenheit neu angefordert werden können. Bei jedem gesendeten SREJ wird  $T_{RCVR}$  wieder neu gestartet. Es können dabei für ein fehlerhaftes Datenpaket beliebig oft SREJ-Kommandos verschickt werden. Dieses Verfahren wird im folgenden mit SREJx bezeichnet, um es vom SREJ-Verfahren zu unterscheiden.

Daraus ergeben sich neben einem höheren Mittelwert und einer niedrigeren Varianz des Durchsatzes (Tab. 7.4 und Abb. 7.5) auch ein geringeres Risiko für einen Protokollneustart. Der höhere Durchsatz und die schnellere Anforderung von fehlerhaft empfangenen Rahmen reduziert die Rahmen-durchlaufverzögerung.

CIR [dB]	REJ		SREJ		SREJx		SREJ
	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}_{MAX}$
3	158.21	5.05	87.76	13.51	852.9	8.76	4048
5	1602.1	1.07	933.53	9.63	4097.04	1.15	7448
7	5256.3	0.12	4684.30	1.46	8544.35	0.47	9115
9	8392.3	0.06	9476.29	0.18	9507.7	0.03	9537
11	9472	0.0	9580.48	0.0	9580.48	0.0	9595

Tabelle 7.4: Mittlerer Durchsatz  $\bar{v}$  in bit/s und relative Streuung  $C_v$  der simulierten Verfahren

### Durchsatzoptimierung durch geeignete Timerwahl

Timer  $T_1$  überwacht sendeseitig die rechtzeitige Quittierung von Daten und sollte möglichst genau einer Rundlaufverzögerung entsprechen, um eine schnellstmögliche Reaktion des Senders im Niedriglastfall zu erhalten. Dies bedingt jedoch andererseits eine höhere Pollwahrscheinlichkeit. Somit hat der Wert von Timer  $T_1$  wesentlichen Einfluß auf den Durchsatz des Radio-Link-Protokolls. Wünschenswert wäre, daß  $T_1$  im Hochlastfall nie abläuft. Abbildung 7.5 stellt den Einfluß von  $T_1$  auf den Gesamtdurchsatz des RLP dar. Ab einem Wert von  $T_1 \approx 1000ms$  ändert sich der Verlauf der Kurve nicht mehr nennenswert.

### Multiple Timer (MT)

Weiterhin wurde hier untersucht, welche Auswirkungen eine genauere Zeitüberwachung durch Einführung einzelner Timer  $T_{RCVR}$  für jeden Rahmen hat.

Werden mehrere SREJx in Folge gesendet, so wird  $T_{RCVR}$  immer neu gesetzt. Im Prinzip überwacht er damit den SREJ-Zyklus des zuletzt angeforderten Rahmens. Für den maximalen Durchsatz eines Schiebefenster-

Protokolls ist es wichtig, daß der SREJ-Zyklus des als erstes angeforderten Rahmens überwacht wird.

Dieser Vorschlag kann durch die Einführung von mehreren  $T_{RCVR}$ -Timern realisiert werden. Jeder Timer überwacht ein gesendetes SREJx. Bei Ablauf wird die ausbleibende SREJx-Anforderung wiederholt.

Das gleiche Prinzip verfolgt auch der Einsatz eines nicht unterbrechbaren Timers. Der  $T_{RCVR}$  wird bei einer Folge von selektiven Anforderungen nicht von neuem gesetzt, sondern er überwacht immer den Zyklus des erst-verschickten SREJ-Kommandos. Ein Implementierungsvorschlag wurde im Rahmen dieser Arbeit in einer Diplomarbeit [117] entwickelt.

Die Einführung von mehreren Timern beim RLP bringt eine Steigerung des Durchsatzes bei schlechten Kanalbedingungen, jedoch muß diese gegen den zusätzlichen Implementationsaufwand aufgewogen werden.

Abbildungen 7.6 und 7.7 zeigen den Durchsatz und die Durchlaufverzöge-

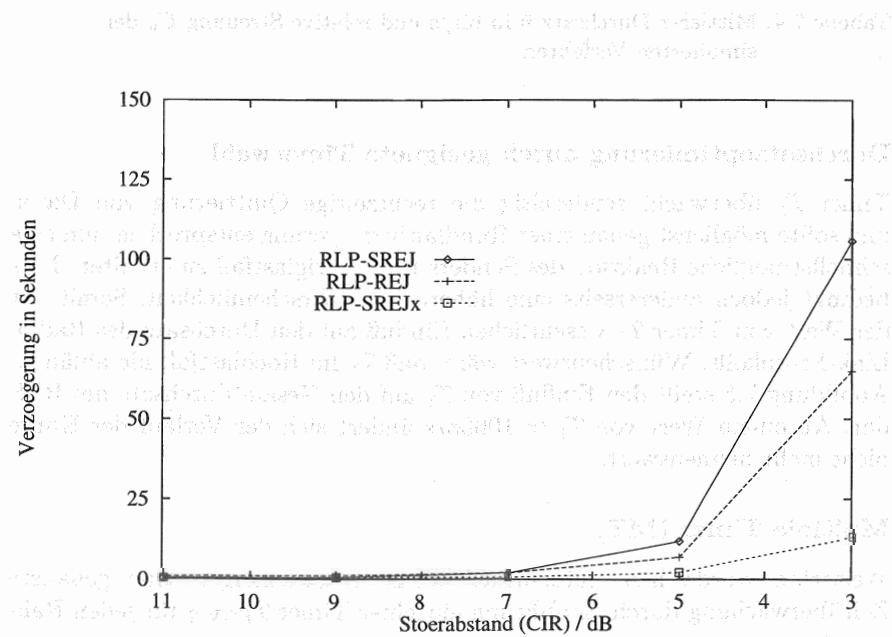


Abbildung 7.4: Rahmendurchlaufverzögerungen im RLP bei SREJx, SREJ und REJ

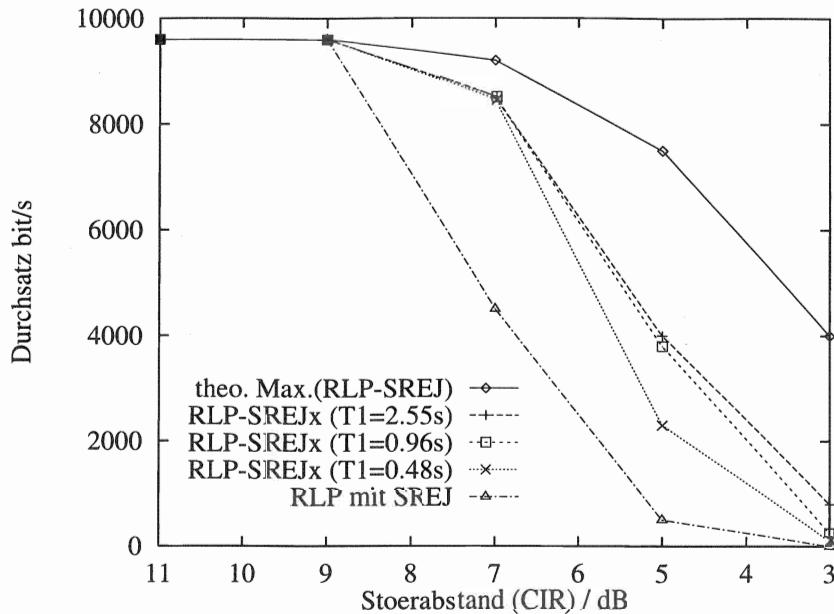


Abbildung 7.5: Timereinfluß auf den Durchsatz von SREJx

rung bei verschiedenen Kombinationen der Verbesserungen des RLP.

### Majority Vote (MV)

Ein Grund für den geringen Durchsatz bei hohen Fehlerraten ist neben den Pollen auch das Schließen des Sendefensters. Zwar wurde die maximale Fenstergröße beim RLP-Standard aufgrund der hohen Interleaver-Verzögerungen nachträglich von 32 auf 62 erhöht, jedoch wird durch Verfälschung negativer Quittungen bei hoher Last trotzdem das Fenster geschlossen. Da RLP-Rahmen eine konstante Länge haben, werden auch einzelne positive und negative Quittungen in Rahmen der Länge 240 bit übertragen, so lange bei einer Station keine zu sendenden Daten vorliegen. Die 200 bit des Datenfeldes eines Rahmens bleiben dabei ungenutzt. Würde man sich auf einen definierten Inhalt des Datenfeldes in solchen Steuerrahmen einigen, so könnte man dies bei der Decodierung der Rahmen ausnutzen. Da der Empfang

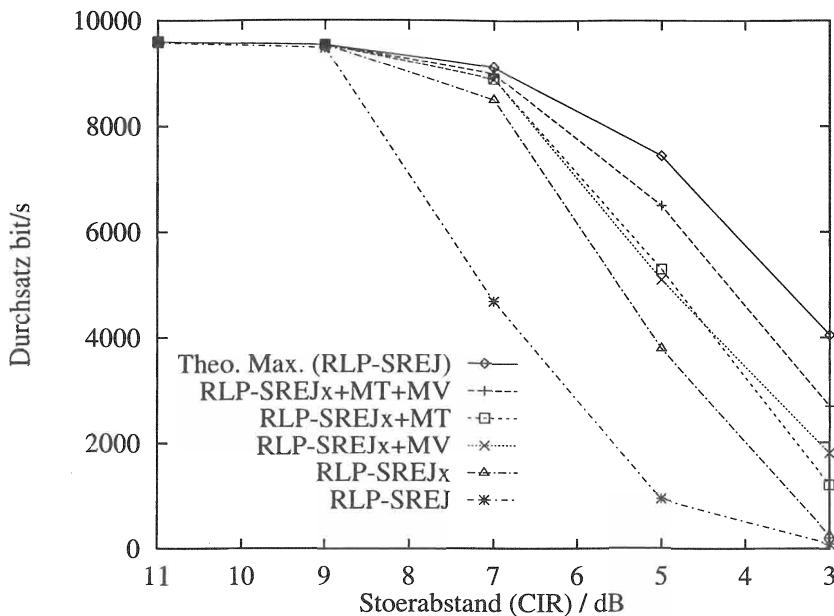


Abbildung 7.6: RLP-Durchsatz für SREJx kombiniert mit MT und MV

eines reinen Steuerrahmens jedoch nicht als bekannt vorausgesetzt werden kann, wäre ein zweiter Lauf eines Viterbi-Decoders notwendig. Der folgende Vorschlag erlaubt mit wesentlich geringeren Mitteln eine Reduzierung der Steuerrahmen-Verlustwahrscheinlichkeit zu erreichen.

Kopf und Prüfsumme eines RLP-Rahmens sind zusammen 40 bit lang. Innerhalb des 200 bit großen ungenutzten Datenfeldes wäre somit die Übertragung von 5 Kopien dieser Daten möglich (Abb. 7.8). Die Prüfsumme (CRC1, 24 bit) in den 5 Kopien sollte dabei aus einem mit Nullen gefüllten Rahmen für den jeweiligen Kopf des Steuerrahmens berechnet werden. Die Prüfsumme (CRC2, 24 bit) des Gesamtrahmens ergibt sich aus dem Kopf und den 5 Kopien von Kopf und CRC1.

Ist empfängerseitig ein Prüfsummentest für einen Rahmen negativ, so kann ein erneuter Versuch der Decodierung unter Annahme eines empfangenen Steuerrahmens gemacht werden. Dazu überlagert der Empfänger die 5 ggf. gestörten Kopien der Kopfdaten. Jedes Bit liegt somit fünffach vor. Durch

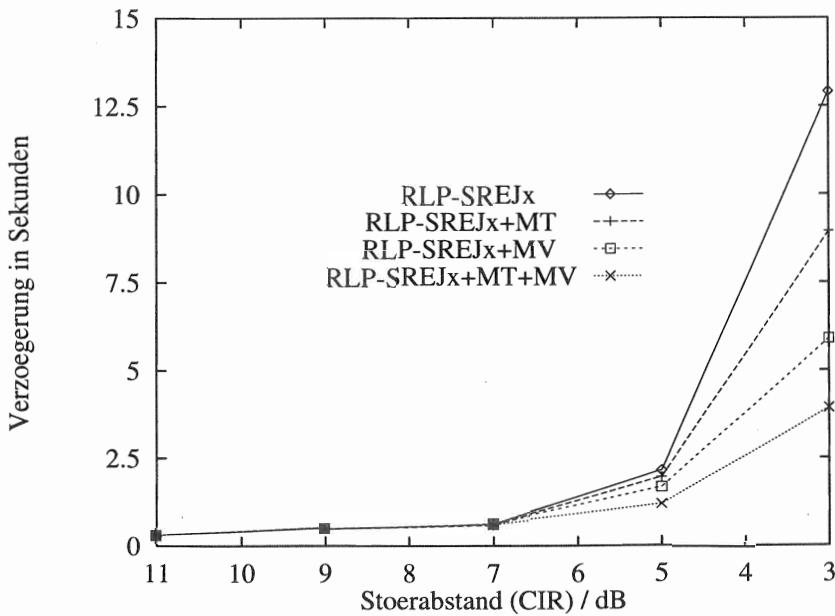


Abbildung 7.7: RLP-Delay für SREJx kombiniert mit MT und MV

Summation aller zu einem Bit gehörenden Stellen wird beim Empfänger der Wert des entsprechenden Bit errechnet.

CIR [dB]	MT		MV		MT+MV		MREJ	
	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}$	$C_v$	$\bar{v}$	$C_v$
3	1228.95	8.25	1784.98	4.16	2574.43	1.83	894.99	8.17
5	5349.2	1.66	4977.16	0.65	6484.42	0.66	4081.15	1.53
7	8802.58	0.25	8757.54	0.25	8945.9	0.09	8544.35	0.46
9	9508.99	0.03	9512.45	0.0	9513.66	0.0	9507.7	0.03
11	9580.48	0.0	9580.48	0.0	9580.48	0.0	9580.48	0.0

MT = Multiple Timer; MV = Majority Vote; MREJ = Multiple REJ

Tabelle 7.5: Mittlerer Durchsatz und Streuung verschiedener Ansätze

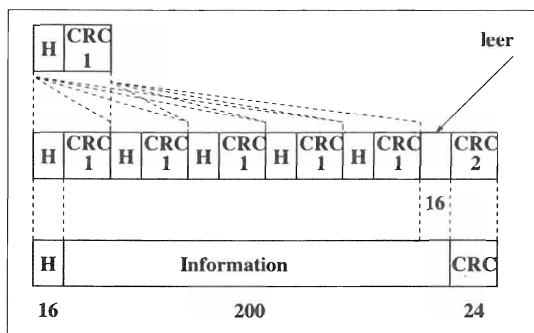


Abbildung 7.8: Das Prinzip der Majority Vote Codierung

### Multiple Reject (MREJ) im Poll-Zyklus des RLP

Alle bisherigen Verbesserungen zielen darauf, die Wahrscheinlichkeit für Poll-Zyklen zu reduzieren. Das im folgenden beschriebene Verfahren stellt als Alternativansatz eine Möglichkeit vor, die Auswirkung eines Poll-Zyklus zu verbessern.

So bleibt das 200 bit lange Datenfeld auch bei Steuerrahmen ungenutzt. Diese 200 bit könnten jedoch zum Übertragen eines genauen Abbildes des Empfängerzustandes verwendet werden. Die Interpretation dieser Information im normalen Protokollbetrieb läßt jedoch nur bei sehr aufwendigen Protokollimplementierungen einen fehlerfreien Betrieb zu. So muß die sendende Station den Empfangsbericht auf den Zeitpunkt der Aussendung zurückrechnen und alle zwischenzeitigen Aktionen speichern. Das Verhältnis von notwendigem Aufwand und möglichem Durchsatzgewinn ließ im Rahmen dieser Arbeit keinen Raum für weitere Untersuchungen von solchen Protokollen mit gleitendem Empfängerbericht.

Der einzige Zustand, in dem ein solches Verfahren einfach zu implementieren ist und trotzdem eine Durchsatzverbesserung verspricht, ist der Poll-Zustand.

Innerhalb eines Poll-Final-Zyklus verwirft der Empfänger eines Pollbits alle bisher empfangenen, aber nicht ausgelieferten Pakete und sendet einen Response-Frame mit gesetztem Finalbit.

Die Einführung eines Multiple-Reject-Mechanismus (MREJ) kann hier das Verwerfen von Paketen verhindern und veranlassen, daß mehrere Datenpa-

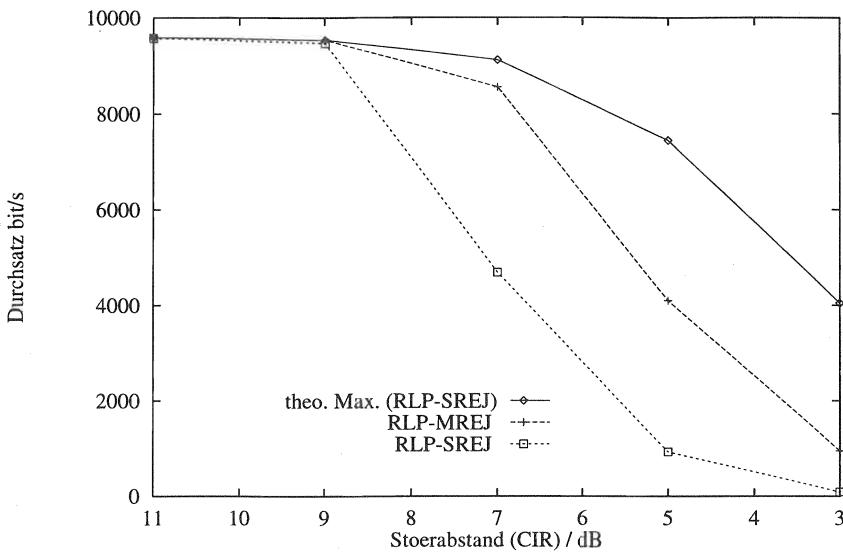


Abbildung 7.9: RLP-Durchsatz mit MREJ

kete einzeln selektiv angefordert werden müssen. Dazu wird in dem bisher ungenutzten Datenfeld eines Steuerrahmens mit gesetztem Finalbit ein 62 bit langer MREJ-Vektor übertragen, welcher die dem Empfänger fehlenden Rahmen kennzeichnet. Ein MREJ-Kommando wird mit gesetztem Finalbit als Reaktion auf ein empfangenes Pollbit gesendet. Der Empfänger des MREJ, in diesem Fall die pollende Station, wertet den MREJ-Vektor aus und markiert die entsprechenden Rahmen, um diese bei der nächsten Möglichkeit erneut zu übertragen.

Bei der Simulation hat der MREJ-Mechanismus nahezu gleiches Durchsatzverhalten gezeigt wie die Mechanismen, die Poll-Zyklen vermindern (Tab. 7.5 und Abb. 7.9).

Als Vorteil bleibt jedoch im Niedriglastfall (Versenden einzelner Pakete mit großen Zeitzeiten) eine Verkürzung der Übertragungszeit der einzelnen Pakete.

### Abschließende Bemerkungen zu den RLP-Verbesserungsvorschlägen mit fester Kanalcodierung

Die im Rahmen dieser Arbeit entwickelten Verbesserungen des RLP wurden im Jahre 1993 innerhalb der SMG-4, der technischen Untergruppe der ETSI, welche sich mit der Standardisierung der Datendienste beschäftigt, vorgestellt. Nachdem auch die beteiligten Firmen ihrerseits durch Simulationen Verbesserungen bei Durchsatz und Verzögerungszeit durch SREJ<sub>x</sub> feststellen konnten und keine weiteren Nachteile bei anderen Lastprofilen als Hochlast gefunden wurden, ersetzte der neue SREJ-Mechanismus (SREJ<sub>x</sub>) den vorherigen. Alle weiteren Vorschläge wurden nicht in den Standard aufgenommen.

## 7.5 Leistungsbewertung des RLP bei adaptiver Kanalcodierung

Die Codierrate der Kanalcodierung für RLP wurde auf  $R = 240/456 \approx 1/2$  festgelegt und legt die maximale Datenrate auf einem GSM-Verkehrskanal auf 9600 bit/s fest. Der Einsatz höherer oder niedrigerer Raten wird zur Zeit in den Standardisierungsgremien neu untersucht. Dadurch kann einerseits eine höhere Unempfindlichkeit gegenüber Kanalstörungen erreicht werden, in Regionen guter Empfangsverhältnisse wären andererseits höhere Datenraten wie z.B. 14,4 kbit/s möglich.

Die adaptive Codierung könnte von der Anwendung über die Einstellung zeitveränderlicher Dienstgüteparameter verwaltet werden, eine Integration adaptiver Verfahren direkt ins RLP könnte jedoch eine schnellere Anpassung an die jeweiligen Kanaleigenschaften zulassen.

### 7.5.1 Adaptive Codierungsverfahren

Wichtig für eine adaptive Kanalcodierung ist, daß die Codierrate möglichst verzögerungsfrei umgestellt werden kann und daß eine effizienter Realisierung der verschiedenen Codierraten möglich ist.

Besonders gut eignen sich für eine adaptive Codierung punktierte Faltungscodes und verkürzte Reed-Solomon-Codes (VRSC). Beide Verfahren erlauben die Nutzung unterschiedlicher Codierraten bei Verwendung eines einzelnen Codes.

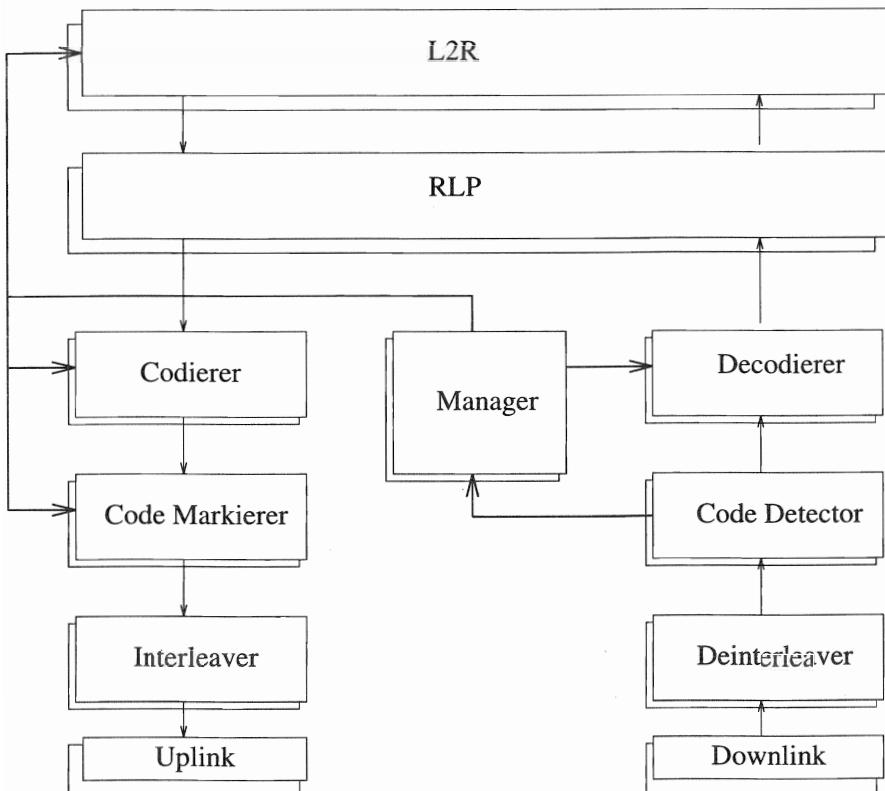


Abbildung 7.10: Blockschaltbild einer adaptiven Kanalcodierung

Zur Realisation adaptiver Verfahren muß empfangsseitig der Kanal überwacht und der aktuelle Zustand zur Einstellung der Codierrate genutzt werden. Dabei ergeben sich prinzipiell zwei Möglichkeiten.

Entweder überträgt der Empfänger den geschätzten Zustand an den Sender, der seinerseits eine geeignete Codierung wählt (closed loop) oder der Sender paßt die Codierung, ausgehend von einem reziproken Kanal, an einen geschätzten Kanalzustand an (open loop).

Ein reziproker Kanal liegt zwar im allgemeinen nicht vor, jedoch sind die Dämpfung durch Abschattung und die entfernungsabhängige Dämpfung je-

weils stark korelliert. Da die Open-Loop-Methode auch ohne Empfangsberichte eine schnelle Kanalanpassung garantiert, wurde sie im Rahmen dieser Arbeit als besonders interessant angesehen und untersucht.

Das Blockschaltbild in Abb. 7.10 zeigt den Ablauf des Verfahrens in einer Station. Der *Manager* steuert die Parameter des Decoders und bestimmt durch Mittelung über einen Beobachtungszeitraum  $\Delta t_m$  die aktuelle gemessene mittlere Bitfehler-Wahrscheinlichkeit. Mit diesem Wert werden der geeignete Code bestimmt, die Codeparameter gewählt und damit die zu sendenden Rahmen codiert. Dabei trägt jeder codierte Block eine Markierung, welche die aktuelle Codierrate kennzeichnet (ähnliches Verfahren in [106]). Der Beobachtungszeitraum  $\Delta t_m$  muß dabei genügend groß sein, um eine Mittelung der Effekte durch Mehrwegeausbreitung und Gleichkanalstörer zu ermöglichen, jedoch nicht zu groß, um eine schnelle Reaktion auf Schwankungen zu ermöglichen.

Im Rahmen dieser Arbeit wurde  $\Delta t_m$  größtenteils im Sekundenbereich gewählt. Somit kann zwar nicht auf kürzere Änderungen der Ausbreitungsbedingungen reagiert werden, jedoch können Abschattungs- und entfernungsabhängige Effekte geeignet berücksichtigt werden.

### **Wahl der geeigneten Reed-Solomon-Codes**

Reed-Solomon-Codes (RSC) sind für q-näre Symbole definiert und erlauben dadurch eine besondere Korrekturfähigkeit von Fehlrbüschen. Dies wiederum erlaubt eine geringere Interleavingtiefe, wodurch die Leistung des Gesamtsystems verbessert werden kann.

Durch das Verkürzen der Codes durch Einfügen einer 0-Sequenz kann eine den punktierten Faltungscodes vergleichbare Flexibilität in der Wahl der Codierrate erreicht werden.

Bei Reed-Solomon-Codes ist durch die Existenz effizienter Decodier-Algorithmen auch ein Einsatz relativ langer Codes möglich.

Reed-Solomon-Codes können mit dem Trippel  $(m^*, n^*, t^*)$  charakterisiert werden, wobei  $m^*$  der Länge des Codeworts in Symbolen,  $n^*$  der Anzahl der darin enthaltenen Informationssymbole, und  $t^*$  der Anzahl der korrigierbaren Symbole entspricht. Allgemein lassen sich Reed-Solomon-Codes über dem Körper  $GF(2^K)$  für jede Codewortlänge  $m^* = 2^K - 1$  angeben, wobei die Zahl der korrigierbaren Symbole ( $t^*$ ) und die Zahl der übertragenen Informationsbit ( $n^*$ ) wie folgt voneinander abhängen:  $n^* = m^* - 2t^*$ .

Zur Stabilisierung und Vereinfachung des RLP ist eine konstante Code-

wortlänge ( $m$ ) empfehlenswert, da bei fehlerhaftem Erkennen der Codierungskennzeichnung sonst gleich mehrere Blöcke nicht decodiert werden können.

Ausgehend von der Länge eines codierten RLP-Rahmens ( $m = 456$  bit) wurde hier ein vergleichbarer Reed-Solomon-Code über  $\text{GF}(2^6)$  gewählt mit einer Codelänge von  $m = 378$  bit bzw.  $m^* = 63$  Symbolen bzw. zwischen 3 und 4 GSM Normal-Bursts. Somit ist der zeitliche Abstand zweier RLP-Rahmen nicht etwa 20ms wie beim RLP nach GSM 04.22, sondern

$$T = \frac{378\text{bit}}{22.8\text{kbit/s}} = 16.58\text{msec}$$

Gültige Codes mit ihren jeweiligen Korrekturereigenschaften sind in Tabelle 7.6 angegeben.

Von den  $n$  Datenbits werden 40 bit zur Übertragung von RLP-Header und CRC benötigt. Weiterhin wird eine Markierung von 6 bit je RLP-Rahmen zur Kennzeichnung der gewählten Kanalcodierung übertragen. So mit können je nach verwendetem RSC maximale Teilnehmerdatenraten von 7-19 kbit/s angeboten werden.

Reed-Solomon-Code	Codewortlänge		Nutzdaten		Korrekturen	
	$m^*$ Symbole	$m$ bit	$n^*$ Symbole	$n$ bit	$t^*$ Symbole	$t$ bit
RSC(63,27,18)	63	378	27	162	18	108
RSC(63,33,15)	63	378	33	198	15	90
RSC(63,43,10)	63	378	43	258	10	60
RSC(63,47,8)	63	378	47	282	8	48
RSC(63,51,6)	63	378	51	306	6	36
RSC(63,57,3)	63	378	57	342	3	18
RSC(63,63,0)	63	378	63	378	0	0

Tabelle 7.6: Gültige RS-Codes der Codewortlänge  $m^* = 63$

### Simulative Untersuchung der adaptiven Kanalcodierung

Exemplarisch sollen hier das Verhalten von drei Codes untersucht werden (Tabelle 7.7), die einen geeigneten Rahmen der möglichen Codes überspannen.

In Abb.7.11 werden das Durchsatzverhalten dieser drei Codes zusammen mit dem im GSM benutzten Halbraten-Faltungscode dargestellt. Die theoretische Grenze gibt die Kanalkapazität eines binär symmetrisch gestörten Kanals nach Gl. (4.9) an.

Zwischen diesen drei Codes kann bei wechselnden Ausbreitungsbedingungen mit Hilfe der übertragenen Markierung beliebig umgeschaltet werden. Da Bitfehler korreliert auf dem Kanal auftreten, ist es sinnvoll, die Codemarkierung über den Block zu verteilen. Dadurch erreicht man eine quasi-unkorrelierte Störung der Codemarkierung.

Wird aufgrund zu starker Störung eine Markierung falsch interpretiert, so entsteht durch Benutzen des falschen Decoders ein Paketfehler. Da alle Blöcke gleiche Länge aufweisen und in jedem Block eine eigene Markierung übertragen wird, kann kein kritischer, den Durchsatz wesentlich herabsetzender Fehler auftreten. In Tabelle 7.7 sind neben den drei genutzten Codes die gewählte Markierung und der Einsatzbereich angegeben, in dem der jeweilige Code gegenüber den anderen Codes den höchsten Durchsatz erzielte.

Code Typ	$v_{RLP\ max}$ /[kbit/s]	Marke	Eignung für Fehlerraten	RXQUAL
RSC (63,57,3)	17.8	010101	$P_E \leq 0.0015$	0
RSC (63,47,8)	14.2	000000	$0.0015 < P_E \leq 0.015$	1,2,3
RSC (63,33,15)	9.2	101010	$0.015 < P_E$	4,5,6,7

Tabelle 7.7: Übersicht der verwendeten Codes zur adaptiven Kanalcodierung

### 7.5.2 Überwachung der mittleren Bitfehlerrate (Monitoring)

Zur Auswahl des für eine bestimmte Bitfehlerrate günstigsten Coders muß die Bitfehlerrate gemessen oder geschätzt werden.

Verwendet der Empfänger Soft-Decision-Werte, können diese zur Bestimmung der mittleren Bitfehlerrate herangezogen werden. Diese Methode arbeitet am genauesten und sollte wo möglich eingesetzt werden. Da jedoch im Netz die Funktionen der hybriden Fehlersicherung über verschiedene Systemkomponenten verteilt sind, müßten die Soft-Decision-Werte bereits am Entzerrer geeignet zusammengefaßt werden.

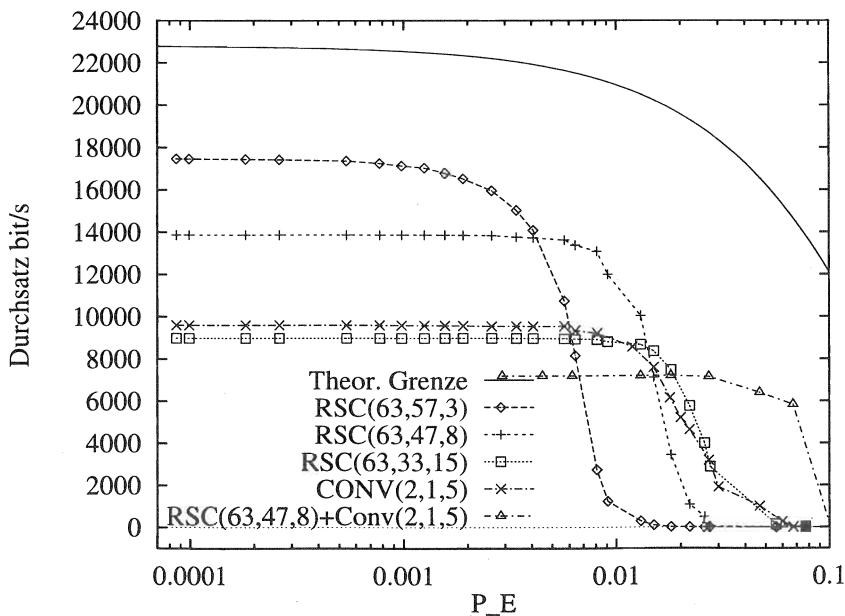


Abbildung 7.11: Durchsatzverlauf des RLP mit SREJ bei Annahme verschiedener Basis-Coder

Im GSM sind zwei prinzipiell geeignete Meßgrößen, RXQUAL und RXLEV zur Klassifizierung der Bitfehlerrate definiert. Die Werte von RXQUAL sind in Tab. 3.1 und 3.2 tabelliert und könnten zum Umschalten der Codes verwendet werden.

Mit Reed-Solomon-Codes kann außerdem unabhängig von Demodulator oder Empfangspegelmessung auch eine direkte Fehlertüberwachung realisiert werden [142]. Wird ein Block erfolgreich decodiert, so ist die Anzahl der aufgetretenen Bitfehler bekannt.

Ist ein Block nicht korrigierbar gestört, müssen die aufgetretenen Fehler geschützt werden. Die häufigste Ursache für ein Decoderversagen bei RS-Codes sind nicht zu viele Bitfehler, sondern zu schwach korrelierte Fehler, die nicht korrigiert werden können.

In Abb. 7.12 sind die so ermittelten, nur durch den Decoder überwachten Werte, im Vergleich zu der auf dem Kanal erzeugten konstanten Bitfeh-

lerwahrscheinlichkeit, über 50 Pakete gemittelt, aufgetragen. Diese Anzahl von Paketen entspricht einer Überwachungsdauer  $\Delta t_m$  von ca. 0.9 s, was gleichzeitig der dann schnellstmöglichen Reaktionszeit entspricht. Die Übereinstimmung im gesamten Bereich der Bitfehlerwahrscheinlichkeit ist groß genug, um die Werte zur Bitfehlerüberwachung und damit zum adaptiven Codieren benutzen zu können.

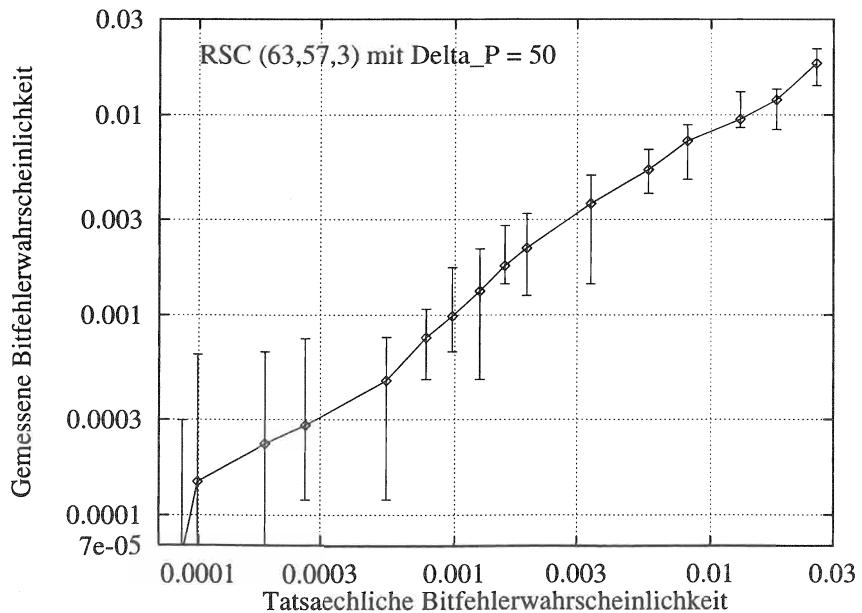


Abbildung 7.12: Tatsächliche und simulativ durch den Decoder geschätzte mittlere Bitfehlerrate (Mittelung über 50 Pakete)

## KAPITEL 8

---

# Leistungsbewertung Typ-II-hybrider Fehlersicherungsverfahren im GSM

Die im Kapitel 7 vorgestellten Verbesserungen der in GSM eingesetzten Protokolle basieren auf Typ-I-hybriden ARQ-Verfahren (Abschn. 4.4). Im folgenden werden nun die in dieser Arbeit entwickelten Erweiterungen des GSM-RLP basierenden Typ-II-hybriden ARQ/FEC-Verfahrens mit fester und variabler Rahmenlänge und RCC-Codes beschrieben. Der vorgestellte Codieralgorithmus paßt sich dabei dynamisch an den aktuellen Kanalzustand an.

Vorteilhaft bei der Verwendung der RCC-Codierung ist, daß die gleichen Kanalcodierungseinheiten wie bei der Übertragung der Signalisierungsdaten verwendet werden können und daß sich die neuen Verfahren bei gleichem Rechenaufwand einfach mit dem Standard-RLP vergleichen. Gegebenenfalls lassen sich sogar Komponenten der vorhandenen Systeme bei der Implementierung solcher neuer Verfahren weiter nutzen.

Soweit nicht anders angegeben, gelten für die Simulationen die unter Abschnitt 5 gewählten Annahmen.

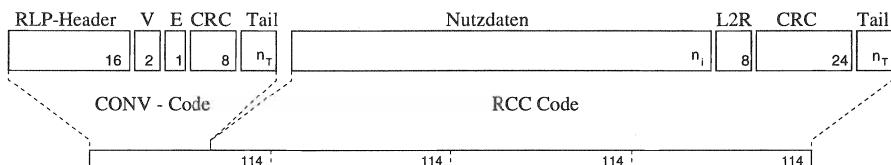


Abbildung 8.1: Typ-II-RLP Rahmenstruktur

## 8.1 Leistungsbewertung eines Typ-II-RLP mit fester Rahmenlänge

Bei Typ-II-HARQ müssen Header- und Nutzdaten getrennte Fehlersicherungsverfahren durchlaufen, um eine getrennte Decodierung der Empfangsfolgenummern zu ermöglichen. Unterstellt man einen um 3 bit erweiterten RLP-Header (16 bit) mit einer Prüfsumme (CRC) von 8 bit und  $n_H = 4$  Tailbits, so werden allein für den codierten Header 62 bit übertragen. Nimmt man weiterhin auf dem Kanal gleiche Rahmengrößen (456 bit) wie beim RLP an, so verbleiben noch 394 bit zur Nutzdatencodierung.

Wählt man eine RCC-Codierung mit einer Codierrate von 6/7, so stehen abzüglich aller L2R-Info (8 bit) (Abschnitt 7.4.1) und einer 24 bit Prüfsumme und  $n_T \leq 8$  Tailbits in jedem RLP-Rahmen mindestens 288 bit für Nutzdaten  $n_i$  zur Verfügung. Das entspricht einer Übertragungsrate

$$v \geq \frac{288\text{bit}}{0.02\text{s}} = 14400 \frac{\text{bit}}{\text{s}}$$

Diese Datenrate ist auch in analogen Fernsprechnetzen für Modem-Verbindungen gebräuchlich (z.B. ITU-T-V.32bis).

## 8.2 Headerstruktur

Durch Verwendung des original RLP-Headers behält der Typ-II-RLP-Header die volle Funktionalität des bisherigen RLP-Protokolls, und alle implementierten ARQ-Optionen können verwendet werden. Zusätzlich zum 16-bit-RLP-Header werden zwei Bit  $v$  für die Versionsnummer des versendeten Datenblocks benötigt, um 4 verschiedene Versionen desselben Datenpakets unterscheiden zu können (1 Original und 3 weitere Redundanzpakete). Ein Bit  $E$  ist als Erweiterungs-Bit vorgesehen.

Der so entstandene Header wird mit einer 8-bit-Prüfsumme (CRC) versehen und mit einem Halbraten-Faltungscoder codiert (Abb. 8.1). Zur Faltungscodierung werden dem Header  $n_T = 4$  Tailbits angehängt. Insgesamt werden somit für Headerinformation  $n_H = 31$  bit verwendet.

Abbildung 8.2 zeigt die Wahrscheinlichkeit für ein Versagen der Kanalcodierung ( $P_P$ ) und der Fehlererkennung im Header ( $P_C$ ) für den mit dem in GSM eingesetzten Halbratencode ((2,1,5)-Faltungscode) geschützten Header aus Abb. 8.1 bei Annahme einer mit konstanter Bitfehlerwahrscheinlichkeit gestörten Kanals.

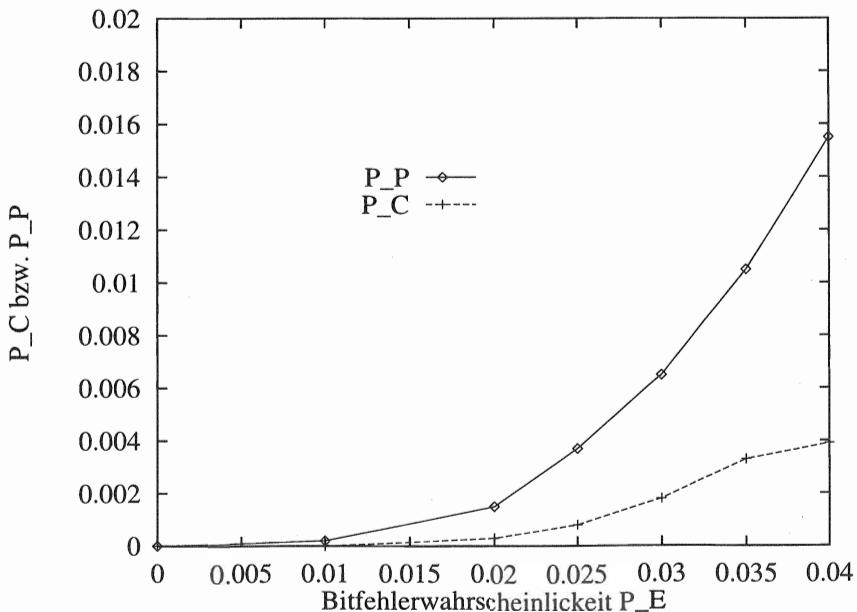


Abbildung 8.2: Wahrscheinlichkeiten für Versagen der Fehlerkorrektur ( $P_P$ ) bzw. Fehlererkennung ( $P_C$ ) im Header

Versagt die Fehlererkennung, kann das zu Fehlern im RLP-Protokoll führen.

Eine Fehlinterpretation der Empfangsfolgenummer (6 bit) würde solch eine Situation hervorrufen. Wird die Sendelaufnummer falsch interpretiert, so wird das Datenpaket falsch zugeordnet. Das könnte zu einer Verzögerung in der Decodierung des einzelnen Datenblocks führen. Alle anderen Fehler können im weiteren Verlauf der Verbindung wieder aufgehoben werden.

Ein weiteres Problem stellt das Versagen der Kanalcodierung dar, da in diesem Fall der gesamte Rahmen verworfen werden muß, was gerade in schlechten Kanalzuständen die Effektivität des Typ-II-Verfahrens stark reduziert.

Wird beabsichtigt, das Verfahren auf Kanälen mit hoher mittlerer Fehlerrate einzusetzen, sollte ein Faltungscode höherer Einflußlänge verwendet werden (z.B. CONV(2,1,7)) oder der Header muß durch stärkere Codierung oder einfache Wiederholung besser geschützt werden.

Bei dem in diesem Abschnitt untersuchten Verfahren wird die oben gewählte Codierung aus Abbildung 8.1 beibehalten.

### 8.3 Codierung der Nutzdaten

Bei einer konstanten Blocklänge von 456 bit eines RLP-Rahmens stehen jeweils 394 bit für die Übertragung der codierten Daten zur Verfügung. Je nach gewählter Codierrate werden nicht alle 394 bit genutzt und ein Teil mit Füllbits aufgefüllt (Pad). Durch die konstanten Blocklängen müssen keine Flags übertragen werden. Die Nutzdaten werden wie im RLP mit 24 bit CRC zur Fehlererkennung und 8 bit für L2R (Abschnitt 7.4.1) versehen. Die maximale Anzahl Informationsbits  $n_i$ , die während einer Übertragung transportiert werden kann, wird wie folgt berechnet:

$$n_i = \lfloor 394 \cdot R_{RCC} \rfloor - n_{L2R} - n_{CRC} - n_T \quad (8.1)$$

Daraus ergibt sich für die maximale Übertragungsrate

$$v_{max} = \frac{n_i}{0.02\text{sec}} \quad (8.2)$$

Nach dem Codieren mit dem gewählten RCC-Code werden die Daten mit dem bereits codierten Header zusammengefaßt und interleaved.

In Tabelle 8.1 sind  $n_i$  und  $v_{max}$  für die in diesem Verfahren eingesetzten RCC-Faltungscodes aufgeführt. Um die entstehenden Blocks dem GSM-Kanal anzupassen, wurde gegebenenfalls die Anzahl der Tailbits bei den verschiedenen Codes mit zusätzlichen 0-bits erhöht.

Bezeichnung	$R_{RCC}$	$(2, 1, K)$ $K / [\text{bit}]$	$n_i$ [bit]	$n_T$ [bit]	Pad [bit]	$v_{max}$ [kbit/s]
RCC_2_3	2/3	9	212	8	10	10.8
RCC_3_4	3/4	9	248	8	10	12.4
RCC_4_5	4/5	9	267	8	9	13.4
RCC_6_7	6/7	9	288	8	11	14.4
RCC_10_11	10/11	9	309	8	9	15.5
RCC_13_14	13/14	9	316	8	10	15.8

Tabelle 8.1: Übersicht verwendeter RCC-Codfamilien einfacher Blocklänge

## 8.4 Typ-II-HARQ-Verfahren für das RLP-Protokoll

Entsprechend Abschnitt 4.4.7 wurde das RLP nun zu einer Typ-II-Variante modifiziert. Die Nummer der verwendeten Punktiermatrix wurde dabei gleich der Anzahl der Wiederholungen modulo 4 gewählt. Die sendende Station speichert einen Informationsblock so lange, bis eine positive Quittung für ihn empfangen wird.

Der Empfänger speichert empfangene Versionen eines Datenblocks, bis die Decodierung erfolgreich ist. Wird eine bereits gespeicherte Version empfangen, wird die gespeicherte Version verworfen. Bei jedem Decodervorgang werden alle empfangenen Teilstücke miteinander kombiniert, mit der entsprechenden Punktier- bzw. Repetitionsmatrix bearbeitet und dem Faltungsgdecoder zugeführt.

Für die Codierungsvorgänge hat der Sender eine Punktiertabelle und drei Differenztabellen zur Verfügung. Der Empfänger seinerseits benutzt zum Decodieren eine Punktier- und drei Repetitionstabellen. Alle verwendeten Matrizen sind in den Tabellen B.4 und B.5 im Kapitel B des Anhangs dargestellt.

## 8.5 Simulationsergebnisse für das Typ-II-RLP mit fester Rahmenlänge

Für die hier durchgeführten Simulationen wurde wieder ein Kanal konstanter Bitfehlerwahrscheinlichkeit angenommen. Es wurden keine Verzögerungen neben denen von Interleaver, Deinterleaver und den beiden Protokollinstanzen angenommen. Bei allen Simulationsläufen wurde der SREJ-Mechanismus verwendet.

Bei Typ-II-hybridem ARQ/FEC-Verfahren kann im Gegensatz zu reinen ARQ-Verfahren eine optimale Rahmenlänge, für die der Durchsatz ein Maximum einnimmt, nicht direkt bestimmt werden. Der Durchsatz lässt sich hier durch größere Rahmenlängen beliebig steigern. Bei festen Rahmenlängen ergeben große Rahmen jedoch größere Verzögerungen bei der Paketbildung. Zum Vergleich wurden neben der einfachen Rahmenlänge des RLP (456 bit) hier auch Simulationen mit doppelter RLP-Rahmenlänge (912 bit) durchgeführt.

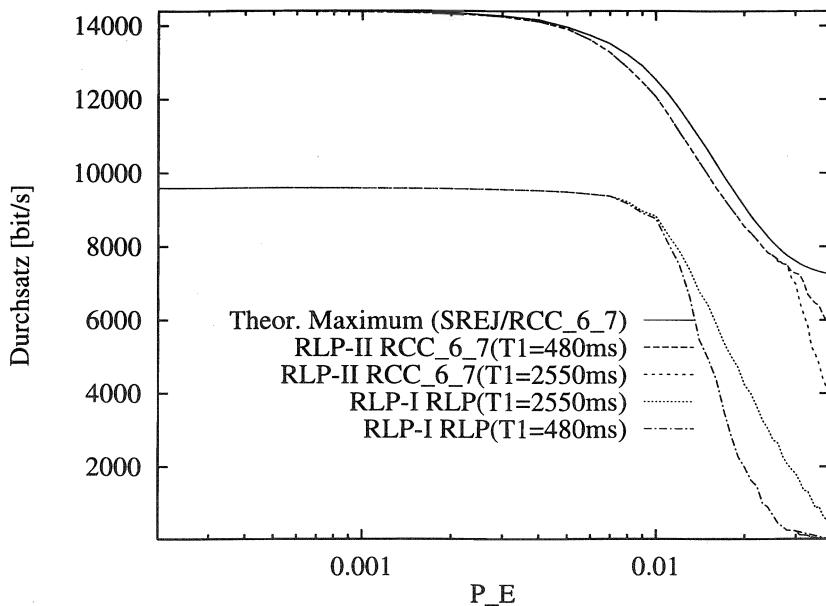


Abbildung 8.3: Durchsatz von RLP-I und RLP-II mit dem Code RCC\_6\_7

### 8.5.1 Typ-II-RLP mit einfacher Blocklänge ( $m = 456$ bit)

Die Abbildung 8.3 zeigt exemplarisch den Durchsatz der RCC-Codefamilie mit der maximalen Rate  $6/7$ . Deutlich sichtbar ist, daß der Durchsatz erheblich über dem zum Vergleich auch dargestellten Durchsatz des original RLP (RLP-I) liegt.

Bei der Simulation wurden zwei Extremwerte für den Timer  $T_1$  untersucht. Durch einen Timerwert  $T_1 = 2550\text{ ms}$  kommt eine Station zwar nur sehr selten in den Poll-Zustand, wodurch der Durchsatz im Hochlastfall höher ist, bei niedriger Last kann dies jedoch höhere Verzögerungen nach sich ziehen. Es ist sinnvoll, für reale Anwendungen einen Timerwert für  $T_1$  in der Nähe der Schleifenlaufzeit zu wählen, im folgenden wurde  $T_1 = 480\text{ ms}$  gewählt.

Die Abbildungen 8.4 zeigen exemplarisch die Paketverzögerung der RCC-Codefamilie mit der maximalen Rate  $6/7$ . Der Verzögerungswert wurde zum

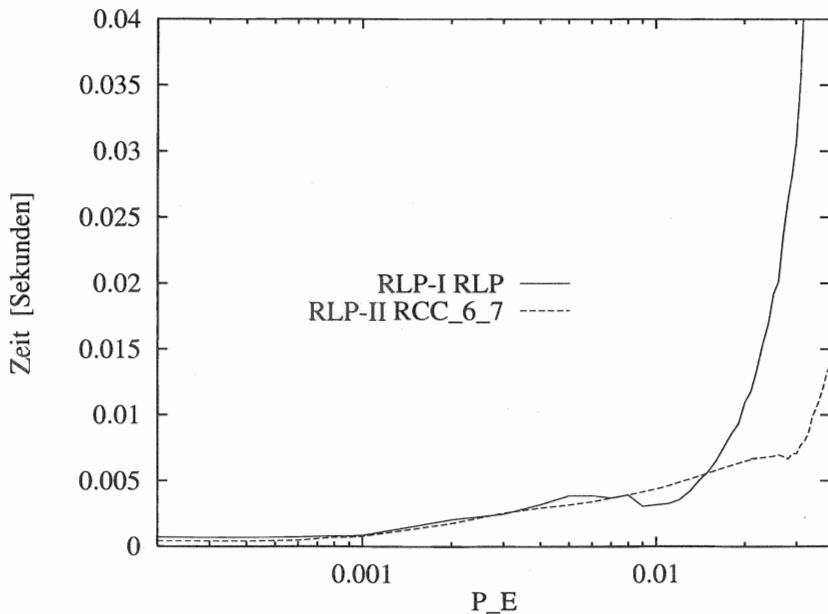


Abbildung 8.4: Normiertes Delay bei RLP-I und RLP-II mit dem Code RCC\_6\_7.

Vergleich auf die jeweilige Paketlänge des RLP bezogen, d.h. auf die Anzahl der pro Rahmen übertragenen Nutzbits. Das erscheint nötig, um einen Vergleich zwischen den verschiedenen Übertragungsraten zu ermöglichen. Wenn man davon ausgeht, daß eine bestimmte Informationsmenge übertragen werden muß, so wird bei den verschiedenen RCC-Familien und dem TypI-RLP eine ungleiche Anzahl von Rahmen zur Übertragung benötigt. Abbildung 8.5 zeigt die mittlere Durchlaufverzögerung von 2 kbyte großen Datenpaketen. Dies zeigt, daß die bei leichter Codierung zu erwartende höhere Verzögerung durch häufigere Nachforderungen bereits bei Datenblöcken von 2 kbyte durch die höhere Datenrate nicht eintritt.

Bei gleicher Bitfehlerrate steigt mit der Anzahl der zu übertragenden Rahmen die Wahrscheinlichkeit, daß ein Rahmen gestört wird und dadurch öfter übertragen werden muß.

Für hohe Bitfehlerraten stellt sich die Verzögerungsdauer bei

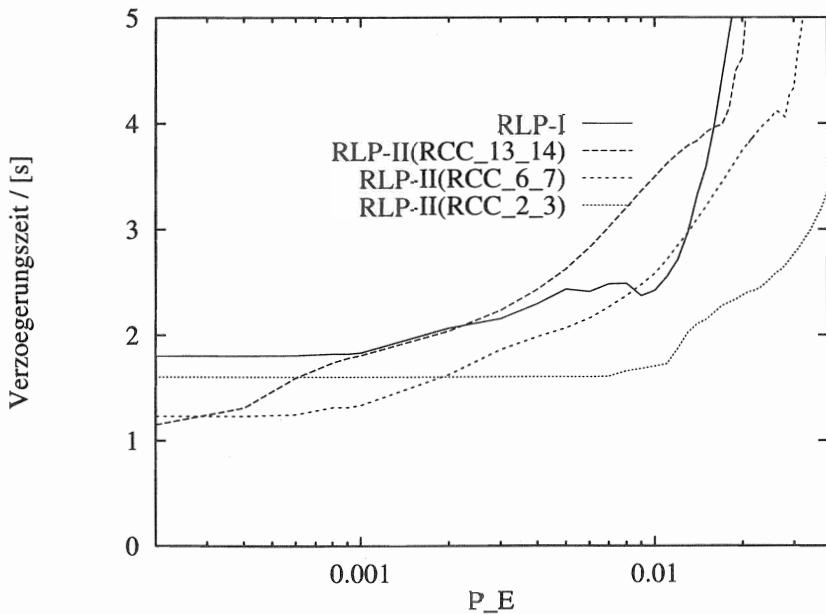


Abbildung 8.5: Mittlere Verzögerung 2-kbyte großer Datenblöcke

Typ-II-RLP auf einen konstanten Wert ein, wohingegen das Paketdelay für das TypI-RLP rapide ansteigt. Das liegt sowohl an der bei jeder Wiederholung steigenden Codierrate als auch an dem sichereren Empfang des Headers.

Durch die in dieser Arbeit vorgeschlagene Neustrukturierung der Rahmen wird eine sichere Codierung des Headers und eine höhere Übertragungsrate gewährleistet. Aus der sicheren Übertragung des Headers und damit auch der Protokollsteuerinformation folgt, daß die unerwünschten Poll-Zustände im Protokoll viel seltener vorkommen und somit auch die Reset-Wahrscheinlichkeit sinkt.

### 8.5.2 Typ-II-RLP mit doppelter Blocklänge

Die Rahmenstruktur und Codierung entspricht weiterhin dem in Abb.8.1 dargestellten Prinzip jedoch mit einer gesamten Codewortlänge von  $2 \cdot 456 = 912$  bit. Durch die doppelte Rahmenlänge werden pro Übertragung  $n_{L2R} = 16$

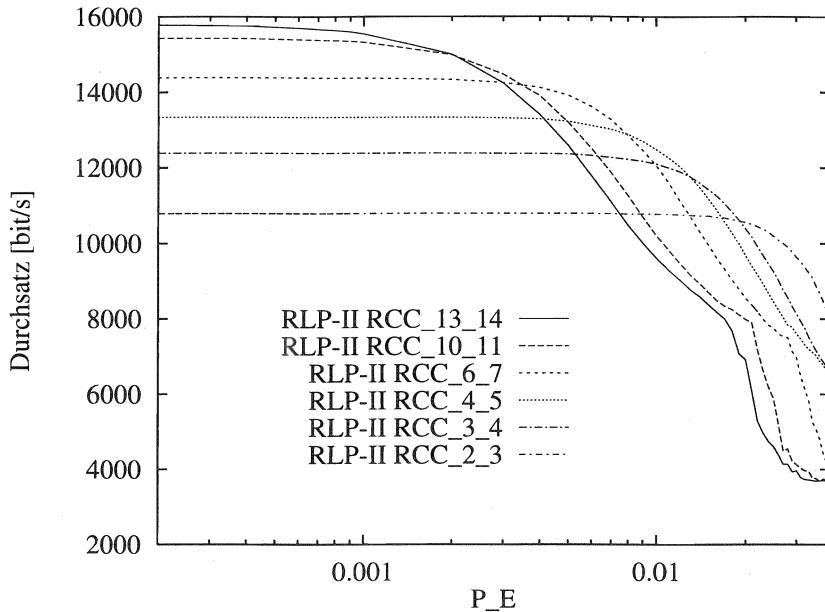


Abbildung 8.6: Durchsatz aller simulierten RCC-Codefamilien bei einfacher Blocklänge

bit für L2R-Information berücksichtigt. Prüfsumme, Header und Tail-bits bleiben unverändert.

In Tabelle 8.2 werden  $n_i$  (Gl. 8.1) und  $v_{max}$  (Gl. 8.3) für die untersuchten RCC-Codefamilien angegeben.

$$v_{max} = 22800 \frac{\text{bit}}{\text{s}} \cdot \frac{n_i}{(2 \cdot 456)} \quad (8.3)$$

In Abb. 8.7 ist zum Vergleich der mit SREJ erreichbare Durchsatz bei einfacher und doppelter Blocklänge für den Code RCC\_4.5 aufgetragen.

Durch die Hinzunahme einer größeren Anzahl Nutzbits pro übertragenem Rahmen wurde der relative Anteil von Steuerinformationen vermindert und dadurch die maximale Übertragungsrate erhöht. Obwohl die größere Rahmenlänge auch eine höhere Störwahrscheinlichkeit eines Rahmens verursacht, gibt es keine nennenswerten Einbrüche im Durchsatz.

Das hier vorgestellte Prinzip, angewandt auf das Typ-II-Radio-Link-Protokoll, würde zu einem spürbaren Gewinn in der Durchsatzleistung führen.

## 8.6 Ein dynamischer Codieralgorithmus

Die Übersicht aller simulierten RCC-Codefamilien (Abb. 8.6) zeigt, daß jeder Code in einem bestimmten Bitfehlerraten-Bereich einen maximalen Durchsatz ermöglicht (Abb. 8.8). Es liegt also nahe, vergleichbar mit der adaptiven Kanalcodierung beim RLP (Abschn. 7.5) verschiedene RCC-Codes in den Bitfehlerratenbereichen einzusetzen, in denen sie Vorteile gegenüber anderen Codes bringen. Es soll ein Umschalten zwischen den RCC-Codefamilien möglich sein.

Durch eine geänderte Nutzung der im Header eingesetzten Versionsbits  $V$  und Erweiterungsbits  $E$  könnte man unterschiedliche Codefamilien unterscheiden. Im folgenden soll kurz ein Codieralgorithmus beschrieben werden, in dem 4 RCC-Codes in den in Abbildung 8.8 dargestellten Bereichen eingesetzt werden.

Die Wahl der Codes kann open-loop oder closed-loop erfolgen, die Schätzung des aktuellen Kanalzustandes kann über die Log-Likelihood-Werte des Entzerrers als auch über die Metrik im Faltungscode, vergleichbar zur Bitfehlerschätzung der Reed-Solomon-Codes in Abschnitt 7.5, durchgeführt werden.

Eine andere Möglichkeit entsteht durch die Nutzung RLP-interner Zähler. Im RLP wird sowohl die Anzahl der Übertragungsversuche eines gesendeten

Bezeichnung	$R$	(2,1,K) K / [bit]	$n_i$ [bit]	$n_T$ [bit]	Pad [bit]	$v_{max}$ [kbit/s]
RCC_2_3	2/3	9	512	8	10	12.8
RCC_3_4	3/4	9	582	8	10	14.6
RCC_4_5	4/5	9	624	8	10	15.6
RCC_6_7	6/7	9	672	8	10	16.8
RCC_10_11	10/11	9	715	8	10	17.9
RCC_13_14	13/14	9	732	8	10	18.3

Tabelle 8.2: Übersicht verwendeter RCC-Codefamilien bei doppelter Blocklänge

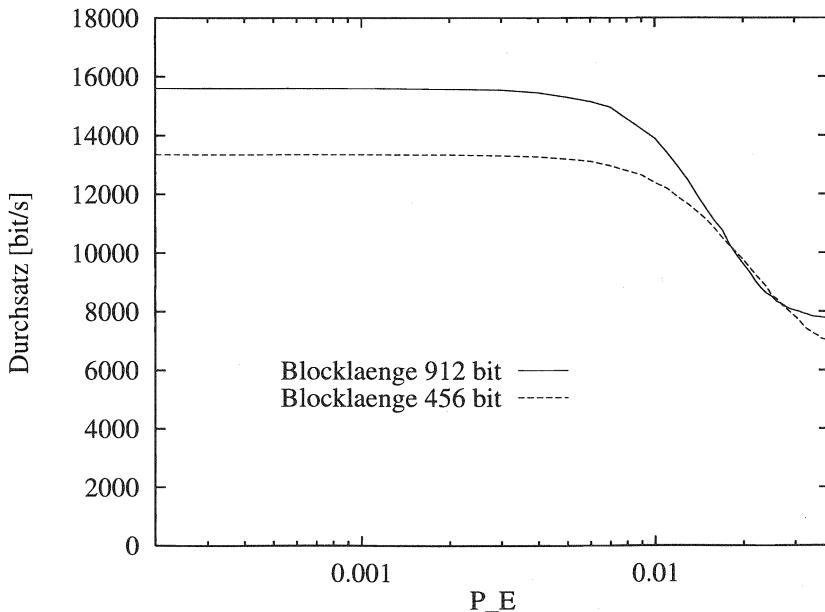


Abbildung 8.7: Erreichbarer Durchsatz für RLP-II mit einem RCC\_4\_5 bei verschiedenen Blocklängen

Pakets der Nummer  $n$  ( $S[n]$ -Counter), als auch die Anzahl der empfangenen Versionen für ein Datenpaket ( $R[n]$ -Counter) überwacht. Überwacht der Sender den Mittelwert von  $S[n]$ -Counter für alle 62 Fensterplätze, wobei die aktuelle Codefamilie im betrachteten Intervall nicht geändert werden darf, so kann er die aktuelle Bitfehlerrate auf dem Funkkanal abschätzen.

Wird ein Datenpaket erstmalig gesendet, so wird anhand des Mittelwertes von  $S[n]$ -Counter und dem aktuell verwendeten RCC-Faltungscode festgelegt, mit welcher RCC-Codefamilie zukünftig übertragen werden soll (Abb. 8.9). Diese Festlegung gilt für das Paket, bis eine erfolgreiche Decodierung erfolgt ist. Der Empfänger wertet den Header des ankommenden Rahmens aus und legt den RCC-Code fest, mit welchem decodiert werden soll.

Wie aus Abbildung 8.9 hervorgeht, bilden sich beim Umschalten zwischen den verschiedenen Codes Hysterese-Schleifen.

Das hier vorgeschlagene Codiermodell kann sowohl mit Rahmen einfacher

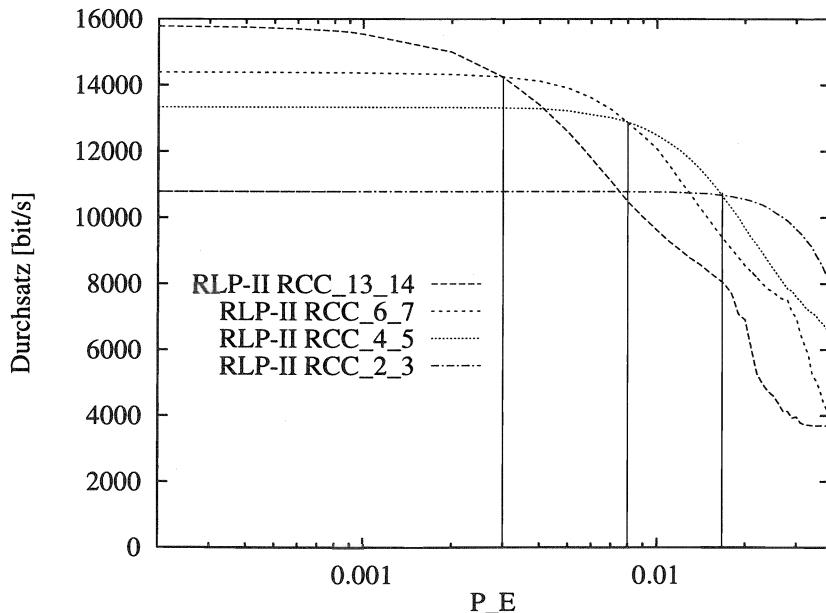


Abbildung 8.8: Übersicht der RCC-Codefamilien für den adaptiven Codieralgorithmus (einfache Blocklänge)

Länge (Abs. 8.5) als auch mit Rahmen doppelter Länge (Abs. 8.5.2) arbeiten. Die für diesen adaptiven Codieralgorithmus maximal zu erwartenden Durchsatzverläufe werden in Abb. 8.10 dargestellt.

## 8.7 Abschließende Bemerkungen zum RLP-II mit fester Rahmenlänge

Das im Abschnitt 8 vorgestellte Verfahren mit fester Rahmenlänge ermöglicht eine einfache Implementierung von hybriden Typ-II-Mechanismen in TDMA-basierten Mobilfunksystemen. Die Verwendung fester Rahmenlängen zeichnet sich durch folgende Vorteile aus:

- Sie vereinfacht die Implementierung aller eingesetzten Funktionen.

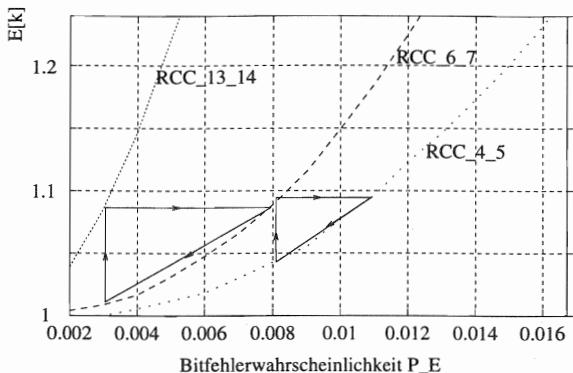


Abbildung 8.9: Umschaltpunkte für die verschiedenen Codefamilien

- Es muß keine störanfällige Steuerinformation zur Kennzeichnung der verwendeten Rahmenlänge übertragen werden.
- Eine variable Rahmenlänge verhindert eine Pipeline-Verarbeitung<sup>1</sup>, da möglicherweise erst am Ende eines empfangenen Datenpaketes feststeht, welche Decodierung vorgenommen werden muß. Dies würde eine erhöhte Durchlaufverzögerung und sender- und empfängerseitig höhere Speicherkapazität nach sich ziehen.

Durch die feste Rahmenlänge ist die Typ-II-hybride Übertragung jedoch auch in ihrer Leistungsfähigkeit begrenzt.

- So können unterschiedlich starke Störungen nicht durch Nachforderung kleinerer Redundanzmengen aufgefangen werden. Es wird immer eine komplette Rahmenlänge nachgefordert.
- Weiterhin können keine kurzen Steuerrahmen verschickt werden. So enthält ein reiner Steuerrahmen (z.B. SREJ) neben Header und CRC keine weiteren Daten, muß aber zu einer vollständigen festen Rahmenlänge künstlich verlängert werden. Dies führt wie beim Original-RLP bei asymmetrischer Last zu einer nicht notwendigen Erhöhung der Verlustwahrscheinlichkeiten wegen unnötig langer Blöcke und wäre, wie in Abschnitt 7.4.4 beschrieben, zu beseitigen.

<sup>1</sup>Gleichzeitiges Abarbeiten sequentiell anfallender Verarbeitungsschritte zur Leistungssteigerung

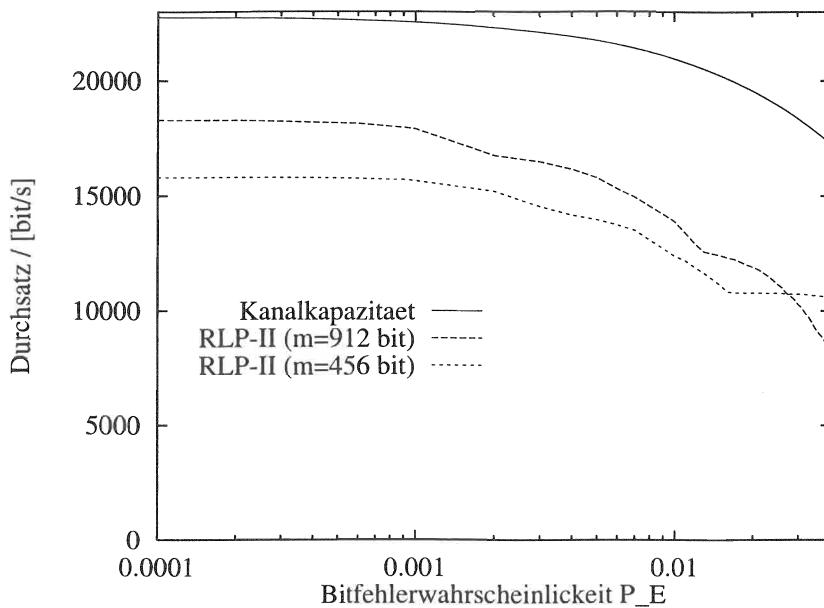


Abbildung 8.10: Durchsatzverlauf für den adaptiven Codieralgorithmus bei idealer Anpassung an den Kanal

- Außerdem sind zur Sicherung des Headers ähnliche Maßnahmen notwendig wie bei der Sicherung der Rahmenlängeninformation. Die im letzten Abschnitt vorgenommene Sicherung des Headers war nicht in allen Kanalzuständen effektiv.
- Schließlich können bei wenig gestörtem Kanal sehr viel größere Rahmen mit mehr Nutzbits als bislang übertragen werden. Der Einfluß des Overheads, hervorgerufen durch die Header- und Steuerinformation, ist damit stark reduzierbar. Bei einer Verdopplung der Blocklänge von  $2 \cdot 456 = 912$  bit ein zusätzlicher Gewinn in der Durchsatzleistung des Protokolls um etwa 15%.
- Eine variable Rahmenlänge verspricht jedoch eine bessere Anpassung an die über Schichten 2 Protokolle der anderen Teilstrecken, wie z.B. dem X.25-LAP-B. Somit würde sich der Aufwand reduzieren und die Effizienz der Layer-2-Relais-Funktion steigt.

## KAPITEL 9

---

# Leistungsbewertung profilnachfordernder Typ-II-Sicherungsprotokolle für GSM

Alle bisher bekannten Typ-II-Verfahren senden bei negativer Quittung fest vorgegebene Redundanzblöcke nach, unabhängig von der Art und dem Gewicht der Störung. Die Nachsendung fest vorgegebener Teile kann jedoch auf Kanälen mit unterschiedlichen Störmustern unterschiedlich gute Ergebnisse liefern.

Das im folgenden beschriebene Verfahren passt die nachgesendeten Bits adaptiv der erfahrenen Störung an, um einen maximalen Durchsatz übertragen zu können. Zum einen ist die Menge der nachzufordernden Redundanz von der erfahrenen Störung abhängig, zum anderen ist auch eine Auswahl der Position nachgeforderter Redundanz sinnvoll, wenn die Einflußlänge (bzw. Blocklänge) des verwendeten Coders geringer ist als eine übertragene Dateneinheit. Insbesondere bei langen Datenpaketen verspricht eine Störungskontrolle und daraufhin gezielte Nachforderung einen höheren Durchsatz. Über die Art der Nachsendung kann sowohl sendeseitig als auch empfängerseitig entschieden werden.

Diese Klasse von Verfahren soll im folgenden mit ARRP (**A**daptive **R**equest of **R**edundancy **P**rofile) bezeichnet werden.

Dieses Verfahren setzt ein Konzept mit variabler Rahmenlänge voraus, das im folgenden vorgestellt wird.

### 9.1 Typ-II-hybride ARQ-Protokolle mit variabler Rahmenlänge

#### 9.1.1 Stufung und Grenzen der Rahmenlänge

Eine variable Rahmenlänge wie im bitorientierten HDLC-Protokoll setzt eine Markierung der Rahmengrenzen voraus. Durch die für Header und Datenteil unterschiedliche Kanalkodierung in Typ-II-Verfahren ist der Einsatz von Flags zur Kennzeichnung der Rahmen besonders aufwendig.

Zur Reduzierung des Aufwands wurden hier als Rahmenlängen nur ganzzahlige Vielfache von 114 bit bei einer konstanten Headerlänge zugelassen. Die Rahmenlänge wird im Header mitübertragen. Das Ende eines Rahmens kann so im ungestörten Fall berechnet werden. Die Kenntnis der Rahmenlänge ist zum Decodieren des Datenteils erforderlich. Im gestörten Fall versucht der Empfänger so lange jeden ankommenden Burst mit der Headerdecodierung zu entschlüsseln, bis er wieder einen gültigen Header findet. Erst dann kann der Datenteil decodiert werden. Laufen Header- und Datendecodierung empfängerseitig im gleichen Prozessor ab, so steht die notwendige Rechenleistung für dieses Versuchsdecodieren des Headers zur Verfügung, da zu diesem Zeitpunkt keine Datendecodierung durchgeführt werden kann.

### 9.1.2 Kanalcodierung des Headers

#### Getrennte Header- und Datencodierung

Wie auch bei den in Kapitel 8 und in der Literatur [8] beschriebenen Varianten von Typ-II-Protokollen wird auch hier der Header getrennt von den Daten codiert. Für den Header ist eine äußerst zuverlässige Codierung zwingend notwendig, da er für den Protokollablauf und zur Verwaltung des Datenteils von entscheidender Wichtigkeit ist und auch bei starken Störungen auf dem Kanal sicher übertragen werden muß. Anhand einer im Header gesendeten laufenden Headernummer können verlorengegangene Header frühzeitig angefordert werden.

Es wurden hierzu die Eignung von Fire-Codes, Reed-Solomon-Codes und Faltungscodes im Hinblick auf ihre Korrektureigenschaften eines 20 bit langen Headers untersucht. Zur Fehlererkennung wurde eine 16-bit-Prüfsumme (CRC) eingesetzt.

#### Kanalcodierung des Headers in einem GSM-Normal-Burst

Zuerst wurde eine Codierung des Headers zu einem GSM-Burst (114 bit) simulativ für die TU-3 Kanäle aus Abschnitt 3.5.1 bewertet. Folgende fünf Codierungen wurde eingesetzt:

1. Header wird mit einem CONV(2,1,5) codiert (Hard Decision)
2. Header wird mit einem CONV(2,1,5) codiert (Soft Decision)
3. Header wird mit einem Reed-Solomon-Code aus dem GF( $2^6$ ) codiert (Hard Decision)

4. Header wird mit einem Reed-Solomon-Code aus dem GF( $2^5$ ) codiert (Hard Decision)
5. Header wird mit einem Fire-Code aus dem GF( $2^6$ ) codiert. (Hard Decision)

In Abb. 9.1 erkennt man, daß der Faltungscode zwar mit Soft Decision den anderen Codiervarianten überlegen ist, aber auch in diesem Fall sind selbst bei einem CIR von 10 dB 10% der übertragenen Header nicht korrekt und müssen wiederholt werden. Auch eine Codierung mit höheren Codierraten brachte durch die hohe Korrelation der Störungen innerhalb eines GSM-Bursts keine besseren Ergebnisse.

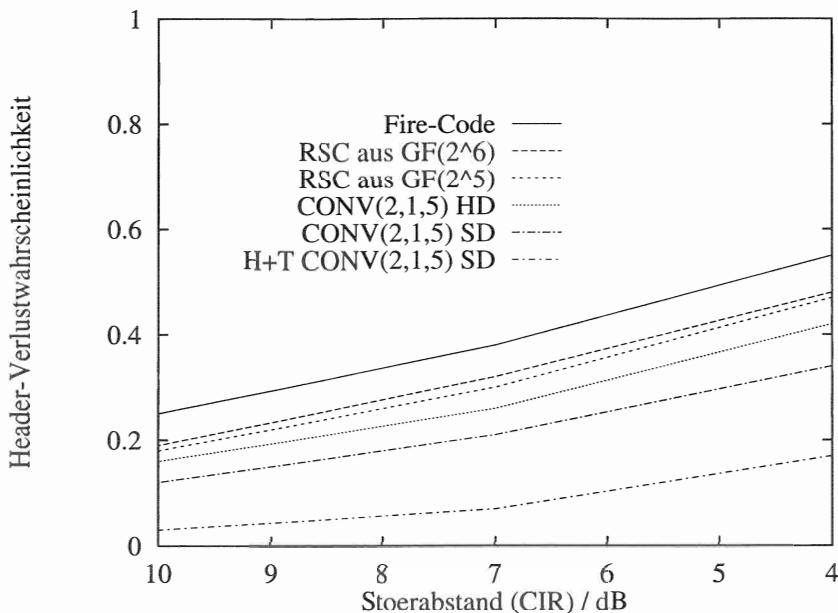


Abbildung 9.1: Header-Verlustwahrscheinlichkeit  $P_H$  bei unterschiedlicher Codierung

Aus diesem Grund mußte ein anderer Weg zur sicheren Headercodierung gewählt werden. Da eine Spreizung der codierten Bits des Headers durch

Interleaving nicht möglich ist, wird hier eine Codierung des 20 bit langen Headers nicht direkt auf 114 bit, sondern zu einem halben GSM-Burst, bestehend aus 57 bit, vorgenommen.

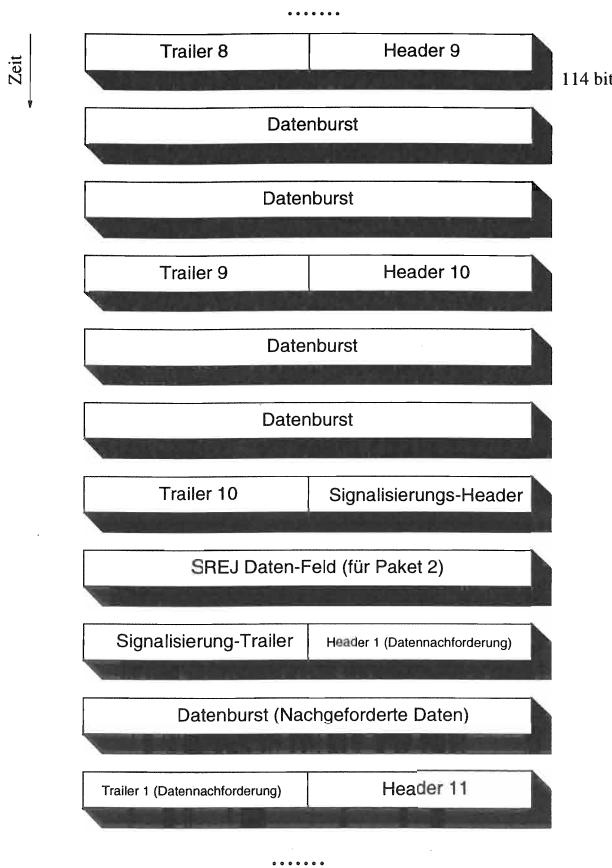


Abbildung 9.2: Beispielhafte Darstellung der gesendeten Bursts

Der dabei entstandene halbe GSM-Burst wird jetzt aber zweimal übertragen, einmal wie bisher am Anfang eines Rahmens und dann noch einmal am Schluß des Rahmens als sog. Trailer mit identischem Inhalt. Der

Bitmuster	Header-Typ	Verwendung
00	A	Header für Erstsendung von Daten
01	B	Header für Nachsendung von Redundanz
10	C	Header für Signalisierung (RR,REJ,SREJ usw.)
11	D	Header für unnumerierte Rahmen

Tabelle 9.1: Verwendung der unterschiedlichen Header-Typen

Empfänger erhält somit zwei Gelegenheiten, den Headerinhalt erfolgreich zu decodieren.

Header und Trailer aufeinanderfolgender Rahmen werden dabei in einem Burst gesendet. Zwischen Header und Trailer eines Rahmens wird eine variable Anzahl zu dem Paket gehörender Datenbursts übertragen. Durch den möglichen zeitlichen Abstand zwischen Header und Trailer eines Datenpaketes können Header- und Trailerhalbbursts als unabhängig gestört betrachtet werden.

Die Unterscheidung zwischen Header und Trailer bei der Decodierung ergibt sich allein aus ihrer Position im empfangenen Burst. Die Header stehen immer im „oberen“ Halbburst (Bits 58..114), die Trailer im „unteren“ Teil (Bits 0..57) des Bursts. Zusätzliche für eine solche Unterscheidung reservierte Bits sind nicht notwendig, d.h. daß auch bei dieser Methode 114 bit für die Übertragung ausreichen.

Die Wahrscheinlichkeiten, daß sowohl der Header als auch der im Inhalt identische Trailer nicht korrekt decodiert werden konnten, ist für den CONV(2,1,5)-Code in Abbildung 9.1 in der untersten und somit besten Kurve dargestellt. Diese Art der Codierung wurde im folgenden verwendet.

### 9.1.3 Struktur des Headers

Um die Vielzahl möglicher Steuerkommandos und Parameter möglichst effizient in den zur Verfügung stehenden 20 bit zu übertragen, wurden vier Typen von Headern unterschieden, die durch die ersten beiden bit gekennzeichnet sind.

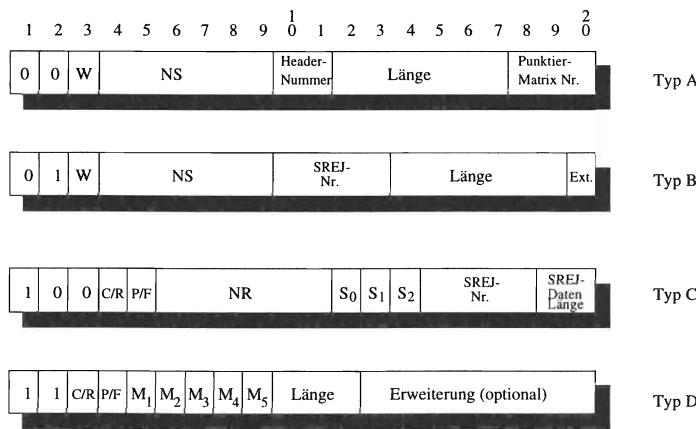


Abbildung 9.3: Übersicht über die Headertypen im RLP Typ-II VPL

Tabelle 9.1 zeigt Bitmuster und Verwendung, Bild 9.3 zeigt die Struktur aller eingesetzten Headertypen, die im folgenden mit A,B,C und D bezeichnet werden.

Alle im RLP-Header bekannten Felder werden in den entsprechenden Header-Typen übertragen. Dazu gehört die Sendelaufnummer (NS) und die Empfangslaufnummer (NR), die Unterscheidung zwischen Command und Response Format (C/R), das dazugehörige Poll bzw. Final Bit (P/F), die Kennzeichnung der verwendeten Kommandos RR, RNR, REJ, SREJ (S<sub>0</sub>, S<sub>1</sub>) und die Codierung unnummerierter Rahmen (M<sub>1</sub> ... M<sub>5</sub>).

Weiterhin werden folgende Felder eingeführt:

- Das Flag **W** gibt an, ob der aktuelle Header erstmalig oder auf Anforderung wiederholt übertragen wird.
- Eine **Header-Nummer** ist notwendig, um eventuell gestörte Header neu anzufordern.
- Die **Länge** des Rahmens wird mit 6 bit codiert. Somit ist, bei linearer Aufteilung, eine Rahmenlängenunterscheidung von bis zu 32 GSM-Bursts möglich, bei nichtlinearer Aufteilung sind jedoch noch wesentlich größere Rahmen unterscheidbar.
- Es werden bis zu 8 **Punktiermatrizen** für Codierraten im Bereich 1/2 bis 1/1 unterschieden.

- Anforderungen werden durch eine **SREJ-Nummer** von 4 bit unterschieden, so daß gleichzeitig bis zu 16 Redundanznachforderungen in Bearbeitung sein können und diese einfach verwaltet werden können.
- Durch **S2** ist es möglich, neben den bereits in RLP übertragenen Kommandos auch spezielle SREJ-Anforderungen (SREJ-II) und Anforderungen von Headern zu codieren (SREJ-H). Die genauere Anforderungsbeschreibung wird dabei in den folgenden Bursts codiert, deren Anzahl in **SREJ-Datenlänge** festgelegt werden kann.

#### 9.1.4 Kanalcodierung der Nutzdaten

Die Codierung der Daten muß so gewählt werden, daß der Empfänger gezielt bestimmte Bursts eines Rahmens nachfordern kann. Hierzu eignen sich besonders punktierte Faltungscodes und verkürzte Reed-Solomon-Codes (vgl. Abschnitt 7.5). Im Rahmen dieses Verfahrens wurden punktierte CONV(2,1,5)-Faltungscodes gewählt, um die Ergebnisse mit den in GSM bereits eingesetzten Verfahren besser vergleichen zu können.

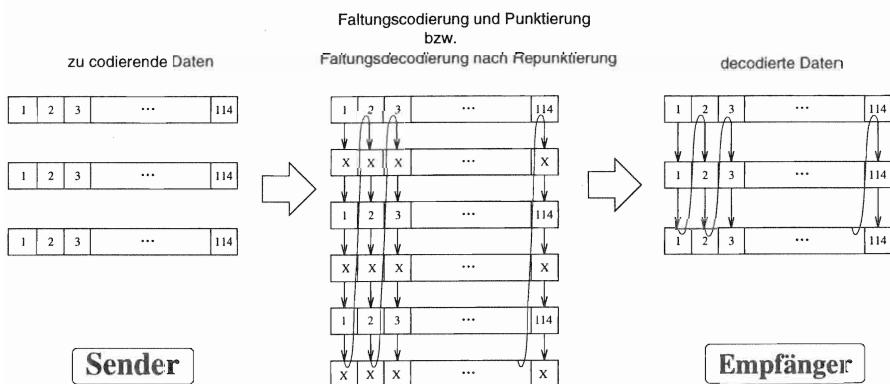


Abbildung 9.4: Rahmenlängenabhängiges Interleaving

Die Datenbits werden nach der Faltung dergestalt in GSM-Bursts segmentiert, daß die einzelnen Bits einer Punktiermatrix ganzen GSM-Normalbursts des übertragenen Rahmens entsprechen. Dies erleichtert die Verwaltung in Empfänger und Sender. Die nach der Punktievorschrift gewählten Bursts

werden dann über den Kanal übertragen. Die Interleavingtiefe ist somit von der Rahmenlänge abhängig. Das Prinzip ist in Abb. 9.4 zu sehen.

Mit dieser Methode lassen sich also äquidistante Redundanzbits einfach durch Nachsendung eines vorher punktierten Redundanzbursts erzeugen. Zudem tritt keine zusätzliche Interleavingverzögerung auf, da die Bits nur innerhalb eines Datenpaketes verschachtelt sind.

### 9.1.5 Exemplarischer Protokollablauf

In der Abbildung 9.5 wird ein beispielhafter Protokollablauf dargestellt. Zur besseren Übersichtlichkeit wurde in diesem Bild eine uncodierte Datenlänge von 2 Bursts und eine asymmetrische Last gewählt.

Nach der Halbratencodierung und einer Punktierung auf eine Rate 3/2 werden die Datenbursts mit den Nummern 0, 2 und 3 gesendet. Vor den drei Datenbursts wurde noch ein Header für Kennzeichnung der Erstsendung (Typ A) übertragen. Das Ende des Paketes bildet der Trailer, der die gleichen Informationen wie der Header enthält.

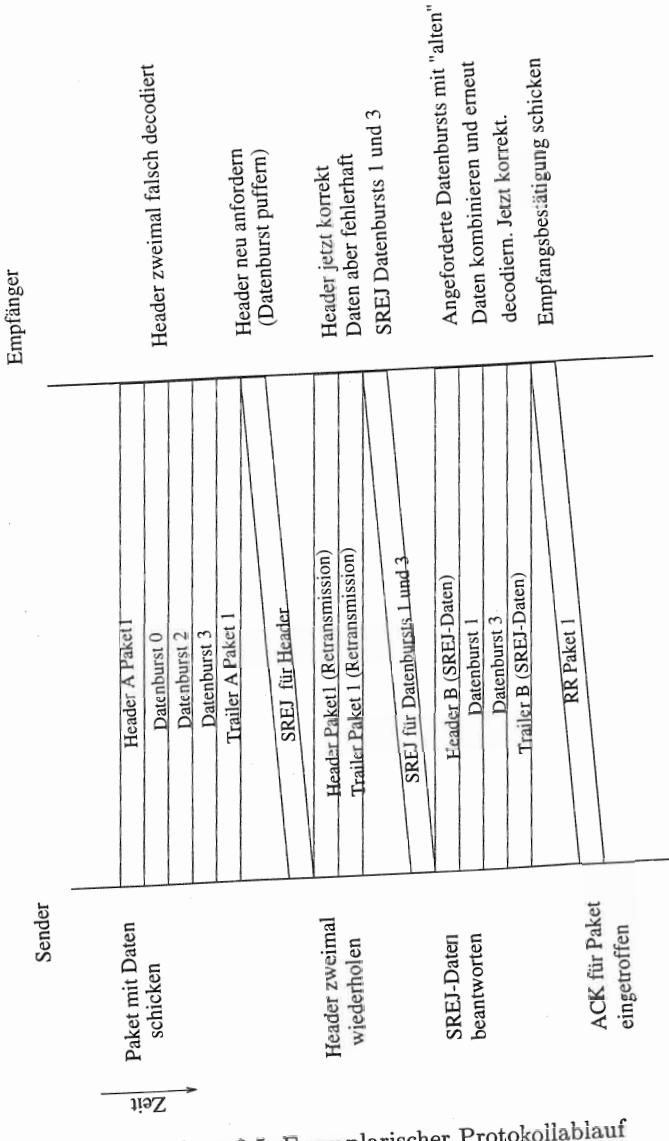
Im Beispiel konnte sowohl der Header als auch der Trailer nicht decodiert werden. Ohne die Möglichkeit eines Header-SREJ wären die empfangenen Datenbursts nun wertlos und müßten verworfen werden. Bei diesem Typ-II-Protokoll kann aber der Header einzeln mit einem SREJ-Header-Kommando noch einmal angefordert werden. Die ohne den Header nicht decodierbaren Datenbursts werden in der Zwischenzeit gepuffert.

Das daraufhin vom Sender übertragene Paket enthält keine Daten, jedoch wie üblich Header und Tailer.

Nachdem der Empfänger nun schließlich den Header korrekt empfangen hat, versucht er die gepufferten Datenbursts zu decodieren. In diesem Beispiel konnten die Nutzdaten nicht fehlerfrei decodiert werden, und es werden zwei Datenbursts nachgefordert (der bereits übertragene Burst 3 und ein weiterer Burst 1). Dazu wird ein SREJ-II Kommando übertragen.

Der Sender decodiert die SREJ-Anforderung und schickt die gewünschten Bursts des Paketes. Die nachgesendeten Datenbursts erhalten zusätzlich einen Header und einen Trailer vom Typ B (Header für Nachsendung).

Beim Empfänger werden nun alle empfangenen Bursts des Paketes miteinander kombiniert und decodiert. Nachdem das Paket korrekt decodiert werden konnte, schickt der Empfänger ein Receive-Ready zurück.



## 9.2 Prinzipien profilnachfordernder Protokolle

Ein Fehlersicherungs-Protokoll würde genau dann höchstmöglichen Durchsatz und niedrigstmögliche Verzögerungen liefern, wenn der Kanalzustand vor jeder Übertragung bekannt und somit die Codierrate einer Kanalcodierung für jede Übertragung optimal gewählt werden könnte. Der Kanalzustand kann jedoch nur aus dem Ergebnis vorheriger Übertragungen geschätzt werden.

Wurde bei einem übertragenen Block systematisch Redundanz zugefügt, so läßt sich diese zur Fehlererkennung oder Fehlerkorrektur nutzen. Da man bei gleicher zugefügter Redundanzmenge mehr Bits als störungsverdächtig lokalisieren als korrigieren kann, ist es möglich, auch bei erfolgloser Kanal-decodierung das Ausmaß und das Profil einer Störung zu beschreiben. Das Ausmaß der Störung gibt dabei die Anzahl, das Profil die Positionen der mit geringer Zuverlässigkeit empfangenen Bits an.

Geht man davon aus, daß Codes zur Kanalcodierung immer auf ein bestimmtes Störverhalten des Kanals optimiert werden, so kann die genaue Kenntnis der Störung einer Erstübertragung die Codereigenschaften weiterer Übertragungen verbessern.

Ausmaß und Profil der Störungen können dabei unterschiedlich genau geschätzt bzw. übertragen werden. Eine feine Profilbeschreibung ermöglicht es, genau die Redundanz nachzusenden, die an Informationsgehalt nach der gestörten Übertragung fehlt, sie erfordert jedoch gegebenenfalls einen höheren Übertragungsaufwand der Profilbeschreibung selbst.

Eine gute Abschätzung des empfangenen Informationsgehalts ist hierbei durch die bei der Entzerrung bestimmten Zuverlässigkeitswerte (Log-Likelihood-Werte) möglich. In Abb. 9.6 ist der Ansatz der Profilnachforderung dargestellt. Der Demodulator des Empfängers liefert einen Zuverlässigkeitswert für jedes empfangene Bit. Kommt es zu fadingbedingten Einbrüchen der Empfangsfeldstärke, werden auch die gelieferten Werte stark einbrechen, da die Bitfehlerwahrscheinlichkeit stark ansteigt. In Bereichen sehr sicherer Bits ist eine Redundanznachforderung nicht nötig.

Ist das Bit mit geringer Zuverlässigkeit empfangen worden, so kann es gegebenenfalls durch die Kanalcodierung korrigiert werden. Die Zuverlässigkeit der decodierten Bits kann jedoch zur Bestimmung der nachgeforderten Redundanz herangezogen werden. Dabei können auch je Bit auch Bitbruchteile an Redundanz nachzu fordern, welche in zusammengefassten Gruppen oder dargestellt durch logische Verknüpfungen mehrerer Bits übertragen werden.

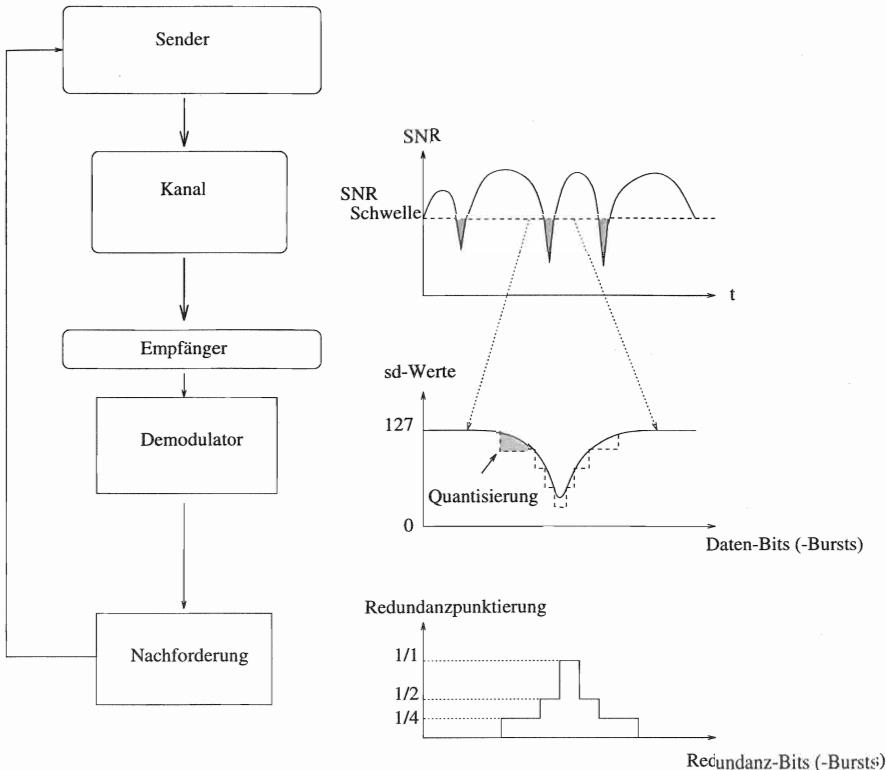


Abbildung 9.6: Ansatz profilbeschreibender Redundanznachforderung

Dieser Effekt soll im rechten unteren Teilbild in Abb. 9.6 verdeutlicht werden. Man erhält so idealerweise das inverse quantisierte Störungsprofil.

Die Übertragung des bitgenauen Störprofils bedingt jedoch einen vom Kanalzustand abhängigen, nicht zu vernachlässigenden Datenstrom in Gegenrichtung. Dies kann durch den Einsatz von Quellcodierverfahren reduziert, jedoch nicht verhindert werden.

Es bietet sich somit an, das Profil größer zu schätzen und zu beschreiben. Eine sinnvolle Einheit stellt bei TDMA-basierten Mobilfunksystemen die in einem Slot übertragbare Datenmenge dar. Somit boten sich in GSM Übertragungseinheiten auf Burstebene an.

### 9.3 Profilwiederholende Redundanznachsendung mit Faltungscodes

Aufbauend auf dem Einsatz von punktierten Faltungscodes und den oben beschriebenen Verfahren zur Übertragung variabler Rahmenlängen wurde ein ARRP-Protokoll für GSM entwickelt, das in Abb.9.7 dargestellt ist.

Auf der Sendeseite werden die Daten mit dem Halbraten-Faltungscode zunächst codiert. Dann werden alle Redundanzbursts aus dem Sendestrom herauspunktuiert und burstweise gespeichert. Adaptiv kann bei Langzeitschwankungen des Kanalzustandes auch hier eine unterschiedliche Punktierrate ausgewählt werden.

Auf der Empfängerseite wird das empfangene Signal demoduliert und jedes Bit mit einem Zuverlässigkeitswert versehen. Anschließend erfolgt die Faltungsdecodierung mittels Soft-Output-Viterbi-Algorithmus (SOVA). Wird ein Rahmen korrekt decodiert, so wird dieses an die nächste Protokollinstanz weitergegeben bzw. abgespeichert.

Ist das Paket jedoch fehlerhaft, so schätzt der Nachforderungsalgorithmus anhand der Zuverlässigkeitswerte den nachzufordernden Redundanzanteil jedes Bits, womit dann geeignete Kandidaten für die nachgeforderten Redundanzbursts bestimmt werden.

Aus der Störung wird weiterhin eine Schätzung der notwendigen Codierrate für die Nachsendung durchgeführt. Somit kann neben den Eigenschaften des verwendeten Decodierers auch die statistisch zu erwartende Kanalqualität berücksichtigt werden.

Mit der negativen Quittung wird dann eine Beschreibung der notwendigen Redundanz-Bursts zum Sender geschickt.

### 9.4 Datenübertragung zwischen BTS und MSC

Wird das hier beschriebene Protokoll als Ersatz für das RLP im GSM verwendet, so befindet sich die Kanalcodierung und die Instanz des ARQ-Protokolls im Netz in verschiedenen Komponenten.

Bei der Verwendung von Zuverlässigkeitswerten zur Decodierung ergibt sich dabei ein nicht unerhebliches Problem:

Die Zuverlässigkeitswerte werden, wie schon im Kapitel 3.5.1 erläutert, vom Equalizer bereitgestellt. Der Equalizer befindet sich jedoch in der Basisstation (BSS), während die Decodierung der Pakete in der Vermittlungsstel-

le (MSC) erfolgt. Das Problem besteht nun darin, die quantisierten Soft-Decision-Werte (z.B. 7 bit) zusätzlich zu den Datenbits vom BSS weiter zur MSC zu übertragen.

Beim bisherigen RLP werden weiterhin oft zwischen BSS und der MSC, um Kommunikationskosten zu sparen, 4 GSM-Kanäle einer Bruttodatenrate von 16 kbit/s auf einen ISDN B-Kanal gemultiplext. Die GSM-Datenrate auf den Verkehrskanälen beträgt zwar 22800 bit/s, aber für das RLP reicht ein Viertelkanal aus, weil die codierten RLP-Rahmen bereits in der BTS wieder faltungsdecodiert werden.

Beim Typ-II-RLP mit variabler Paketlänge ist eine solche räumliche Trennung zwischen Faltungsdecodierung und CRC-Prüfung wegen der getrennten Header- und Datencodierung nicht möglich.

Eine Lösung dieses Problems bietet die Verlagerung der Instanz des ARQ-Protokolls in die Basisstation. Dies ist jedoch mit erheblichen zusätzlichen Kosten verbunden, die sich nur rechtfertigen, wenn diese Funktion stark genutzt wird.

Eine Alternative wäre die Durchführung der Kanaldecodierung in der MSC und die Übertragung der Soft-Decision-Werte zwischen BSS und MSC.

Diese Übertragung benötigt wegen der höheren Datenrate beim ARRP (z.T. größer als 16 kbit/s) mehr als einen viertel ISDN B-Kanal (zwischen BTS und MSC).

Um die Kommunikationskosten zwischen BSS und MSC in Grenzen zu halten, müssen die Zuverlässigkeitswerte dabei geeignet komprimiert werden. Reserviert man auf der Teilstrecke zwischen BSS und MSC z.B. einen halben B-Kanal (32 kbit/s), so stehen für die Übertragung der Hard-Decision-Werte 22800 bit/s, für die Soft-Decision-Werte nur noch 9200 bits/s zur Verfügung. Das bedeutet, daß nur 46 bit Soft-Decision-Information bzw. 6 Werte a 7 bit pro Burst mitübertragen werden können. Jeder dieser 6 Werte kann durch Mittelung der einzelnen SD-Werte für jeweils 19 bit eines Bursts gebildet werden. Für die Faltungsdecodierung und den Nachforderungsalgorithmus ist eine solche Reduzierung der Anzahl der Soft-Decision-Werte ohne besondere Erhöhung der Verlustrate zulässig, da sich die 19 Soft-Decision-Werte auch bei hohen Geschwindigkeiten nicht all zu stark unterscheiden.

## 9.5 Leistungsbewertung des ARRP-Protokolls

Das in diesem Kapitel beschriebene Verfahren einer Burst-genauen Profilnachforderung wurde in einer Simulationssoftware nachgebildet. Dabei wurde die in Abschnitt 5 vorgestellte, im Rahmen dieser Arbeit entwickelte Simulationsumgebung verwendet. Die Simulationen wurden unter Verwendung der Kanalmusterdateien des TU-3-Kanalmodels durchgeführt.

Im Gegensatz zum bisherigen RLP (Typ-I) hängt der Durchsatz nicht nur von der Kanalqualität ab, sondern auch die Paketlänge und die Punktierrate bei der Erstsendung haben einen großen Einfluß auf die erzielbare Datenrate.

Eine größere Paketlänge wirkt sich in jedem Fall unabhängig von der Bitfehlerrate des Kanals positiv auf den Durchsatz aus, da der Anteil der Headerbits im Vergleich zu den Nutzdatenbits verkleinert wird.

Genauere Untersuchungen ergaben, daß auch bei sehr schlechten Kanalverhältnissen in Verbindung mit der Möglichkeit, gezielt einzelne Burst nachzu fordern, mit einer größeren Paketlänge die Übertragungsrate gesteigert werden konnte.

Die maximal erreichbaren Nettoübertragungsraten bei einem nahezu fehlerfreien Kanal, d.h. daß die Kanalcodierung nahezu alle auftretenden Fehler korrigieren kann, ergibt sich zu  $R \frac{L-1}{L} 22.8 \text{kbit/s}$  und ist für einige Codierraten  $R$  und Paketlänge  $L$  in Tabelle 9.2 angegeben.

In einem schlecht mit GSM versorgten Gebiet kann man bei über der Hälfte aller Verbindungen eine solche Kanalqualität erwarten. Somit steht in etwa jeder zweiten Funkverbindung bei Verwendung des RLP-II mit variabler Paketlänge eine Datenrate zwischen 18 und 20 kbit/s, also größtenteils vergleichbar dem doppelten Wert des Standard-RLP zur Verfügung.

### 9.5.1 Durchsatz mit Header-SREJ

Zur Ermittlung des Durchsatzes dieser Protokollvariante, bei der auch die gezielte Nachforderung von einzelnen Headern zulässig ist, wurde eine einseitige Hochlast angenommen, wie sie z.B. bei Fax-Übertragungen durchaus vorkommt. Diese Annahme ist notwendig, damit im Fall eines nichtkorrekt erkannten Headers sofort ein Header-SREJ geschickt werden kann und nicht erst auf den korrekten Empfang des darauffolgenden Headers gewartet werden muß, um auf die fehlende Nummer zu schließen. Somit müssen auch im

Codierrate $R$	Paketlänge $L$ (inclusive Header)			
	2	11	21	$\infty$
1/1	11.4	20.7	21.7	22.8
13/14	10.6	19.2	20.2	21.2
7/8	10.0	18.1	19.0	20.0
3/4	8.6	15.5	16.3	17.1
1/2	5.7	10.4	10.9	11.4

Tabelle 9.2: Maximale Nettoübertragungsrate bei fehlerfreiem Kanal

Codierrate	13/14	1/1	1/1	1/1	7/8
Paketgröße / [GSM-Bursts]	20	20	10	3	15
Mittlerer Durchsatz / [kbit/s]	14.1	14.2	13.2	9.5	14.0

Tabelle 9.3: Durchsatzwerte des ARRP-Protokolls bei einem CIR von 10dB

lastfreien Fall immer Header-Tailer-Paare übertragen werden.

Die Tabellen 9.3 und 9.4 geben den Durchsatz des profilmachfordernden Protokolls für einige exemplarisch ausgewählte Paketlängen und Codierraten bei einem Störabstand (CIR) von 10dB bzw. 7dB an.

Bei einem Störabstand von 10 dB zeigt sich eine Codierrate von 1/1 bereits geeignet, bei geeigneter Wahl der Paketlänge (20 GSM-Bursts) eine Datenrate von etwa 14 kbit/s zu erreichen. Bei einem Störabstand von 7 dB zeigt die Codierung mit der Rate 3/4 beste Ergebnisse mit etwa 11 kbit/s und fast unabhängig von der Paketlänge.

Durch die Möglichkeit, einzelne Bursts nachzufordern und mehrere SREJs für ein Paket zu senden, kann weiterhin der Pollzustand fast ausgeschlossen werden.

Codierrate	3/4	3/4	3/4	7/8	1/2
Paketgröße / [GSM-Bursts]	20	15	10	5	15
Mittlerer Durchsatz / [kbit/s]	11.2	11.2	11.1	9.6	10.5

Tabelle 9.4: Durchsatzwerte des ARRP-Protokolls bei einem CIR von 7dB

Protokoll Bezeichnung	ARQ- Strat.	Durchsatz / [kbit/s]		
		ungestört $C/I \rightarrow \infty$ $P_E = 0$	gestört $C/I = 10 \text{ dB}$ $P_E = 4.5 \%$	gestört $C/I = 7 \text{ dB}$ $P_E = 7.8 \%$
Reines ARQ	SREJ	19.0	4.0	2.0
RLP-I	REJ	9.6	9.6	6.0
RLP-I	SREJ	9.6	9.6	8.5
Adaptiv RLP-I	SREJ	17.8	6.2	3.0
RLP-II (m=456)	SREJ	15.6	10.5	Ø
RLP-II (m=912)	SREJ	18.2	8.5	Ø
ARRP ohne Header SREJ	SREJ	21.4	11.2	10.2
ARRP mit Header SREJ	SREJ	21.4	14.1	11.2
Kanalkapazität		22.8	18.9	16.6

Tabelle 9.5: Durchsatzvergleich der verschiedenen Protokollvorschläge für TU-3

### 9.5.2 Durchsatz ohne Header-SREJ

Bei Übertragungsstrecken mit hohen oder sogar variablen Übertragungsverzögerungen lässt sich der Header-SREJ nur mit hohem Aufwand realisieren. Es wurde daher auch die Variante ohne einen Header-SREJ auf ihre Leistungsfähigkeit untersucht.

Tabelle 9.5 zeigt den Durchsatz für alle in dieser Arbeit bewerteten Protokollvorschläge zum Vergleich gegenüber.

Man erkennt einen erheblich höheren und bei schlechten Kanalzuständen erheblich stabileren Durchsatz bei dem neu vorgeschlagenen profilenachfordernden Protokoll. Ohne den Einsatz des Header-SREJ kommt es zu Einbußen bei der Übertragungsrate, diese treten bei guten Kanälen ( $CIR = 10\text{dB}$ ) stärker in Erscheinung als bei schlechten ( $CIR = 7\text{dB}$ ).

Vergleicht man die erreichte Übertragungsrate mit der für den Kanal berechneten Übertragungskapazität, so sieht man, daß der erreichte Durchsatz diese Grenze fast erreicht und gegenüber den in GSM implementierten Verfahren fast doppelt so groß ist.

## 9.6 Mögliche Erweiterung des ARRP-Protokolls durch terminorientierte Prioritäten

Zusätzlich zu dem bisherigen Entscheidungsablauf im Nachforderungsalgorithmus könnte noch eine Erweiterung mit terminorientierten Prioritäten sinnvoll sein.

So können zum Beispiel Daten aus einem Quellcoder unterschiedliches Gewicht haben. Dies wird üblicherweise durch unterschiedlich starke Quellcodierung berücksichtigt: So liefert z.B. der GSM-Vollraten-Sprachcoder Blöcke von 260 bit im Abstand von 20 ms. Die Bits sind in drei Kategorien eingeteilt, die unterschiedliche Kodierung erfahren. Die 50 wichtigsten Bits werden mit einem fehlererkennenden Code (3 bit CRC) und einem Halbraten-Faltungscode geschützt. Die nächstwichtigen 135 werden nur mit einem Halbraten-Faltungscode geschützt, die restlichen 78 Bits werden ungeschützt übertragen.

Eisher werden in Mobilfunksystemen keine ARQ-Protokolle zur Übertragung von Sprache eingesetzt, da die Anwendung keine schwankenden Verzögerungen, wie sie beim Einsatz von ARQ-Protokollen auf Kanälen konstanter Rate entstehen, zulassen. Der Einsatz einer angepaßten gewichteten Kanalcodierung ist in diesem Fall eine flexible und optimale Lösung. Steht für die Übertragung der codierten Daten jedoch bei Bedarf eine wesentlich höhere Datenrate zur Verfügung als erforderlich, wie dies z.B. in paketvermittelten Systemen der Fall ist, so kann die Auswirkung der Verzögerungen minimiert werden und auch ARQ-Protokolle zur Übertragung von Echtzeit-Diensten eingesetzt werden.

Durch den Einsatz von Typ-II-hybriden ARQ-Verfahren auf paketvermittelten Kanälen wäre es z.B. möglich, die wichtigsten Bits des Sprachcoders so lange zu übertragen, bis sie entweder korrekt empfangen sind oder der vorher festgelegte Termin überschritten ist. Dadurch, daß diese wichtigste Information die gesamte Übertragungszeit eines Rahmens ausfüllen kann, erfährt sie effektiv eine wesentlich höhere Codierrate und somit auch Erfolgswahrscheinlichkeit.

Je nach geforderter Restfehlerrate könnte man auch vorher abschätzen, ob eine Nachforderung im gegebenen Zeitrahmen überhaupt sinnvoll ist, denn sonst könnte man die freie Übertragungskapazität inzwischen für ein anderes Paket nutzen. Auch eine solche Bedingung könnte unter Anwendung statistischer Abschätzungen mit in den Entscheidungsprozeß einbezogen werden. So kann z.B. bei mobiler Bewegtbildübertragung der Codierer Bitblöcke un-

terschiedlicher Wichtigkeit bzw. Zusammenhangs untereinander liefern. Ist abzuschätzen, daß die zum Aufbau eines Bildes notwendige Information in der Zeit nicht ankommt, kann bereits das nächste Bild angefordert werden.

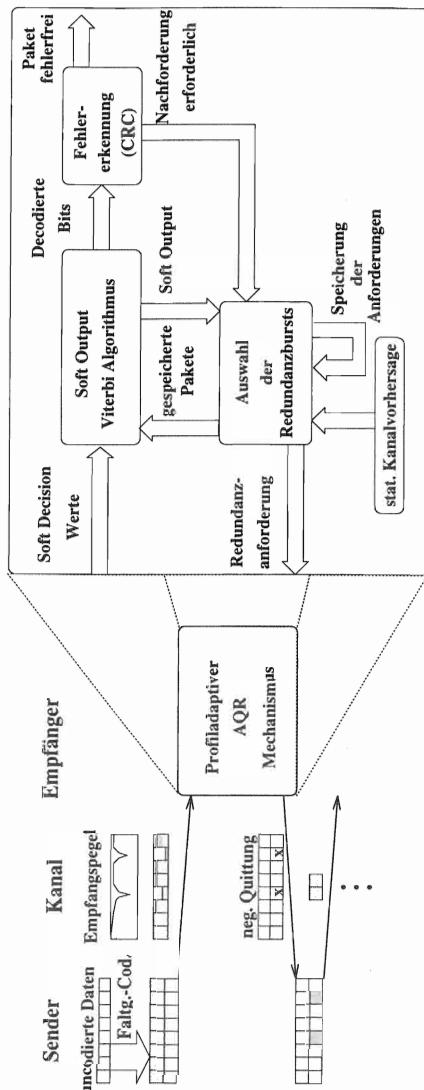


Abbildung 9.7: Der ARRP-Mechanismus im Überblick



## KAPITEL 10

---

### Zusammenfassung und Ausblick

**Ziel dieser Arbeit** war es, die Leistung der bei der Datenübertragung heute im GSM verwendeten Sicherungsschichtprotokolle zu bewerten und neue verbesserte Konzepte vorzuschlagen.

Alle Verfahren wurden durch geeignete Modellierung und Computersimulation in verschiedenen Funkkanalszenarien auf die Kennwerte der Dienstgüte Merkmale untersucht und bewertet. Zu diesem Zweck wurde eine Simulationsbibliothek **GSMDATA** zur ereignisorientierten Simulation von Mobilfunk-szenarien entwickelt.

Die Modellierung des Datenverkehrsaufkommens wurde basierend auf Messungen am lehrstuhligeinen lokalen Netz durchgeführt. So zeigen die durchgeführten Messungen, daß die Datenrate zur Zeit selbst in den aktiven Phasen einer Internet-Verbindung nicht die Datenrate eines ISDN-B-Kanals (64 kbit/s) überschreitet.

Bei den Simulationen zeigte sich, daß die bisher eingesetzten Sicherungs-schichtprotokolle in den GSM Datendiensten noch ein erhebliches Potential an Verbesserungen zulassen, da sie statisch auf den schlechtestmöglichen Kanalzustand dimensioniert wurden. So werden auch bei dem in GSM zur Datenübertragung eingesetzten RLP<sup>1</sup> etwa 50% der Kapazität des binären Kanals durch eine statische Kanalcodierung genutzt, so daß dem Dienstan-wender nur eine Datenrate von maximal 9600 bit/s zur Verfügung steht.

Im Rahmen dieser Arbeit wurden Konzepte einer geeigneten Zugriffssteue-rung für paketorientierte Datendienste und effizientere Fehlersicherungs-protokolle entwickelt. Dabei sollten die gewählten Verfahren dem Anspruch größtmöglicher Kompatibilität zu bereits existierenden GSM-Konzepten und Komponenten gerecht werden.

Durch das vorgestellte Zugriffsverfahren können Mobilstationen auf bis zu 8 GSM-Kanälen stochastisch gemultiplext werden. Dabei liegt die mittlere Zugriffsverzögerung bei einer Last von 60 % unter 100 ms.

---

<sup>1</sup>Radio Link Protocol

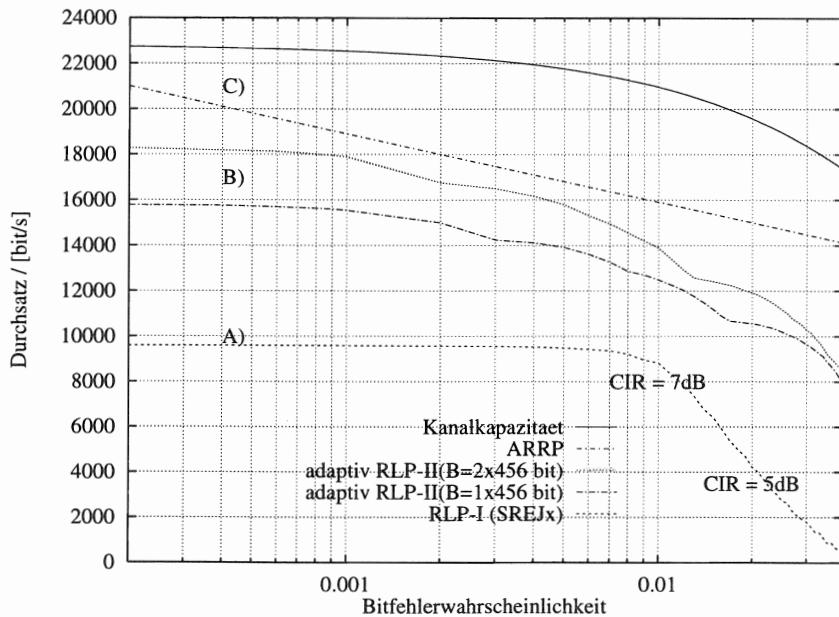


Abbildung 10.1: Durchsatzverlauf der betrachteten Verfahren

Die entwickelten Verfahren zur Fehlersicherung basieren auf hybriden Fehlersicherungsprotokollen (Typ I und Typ II). Dazu wurden sowohl Verfahren mit ratenkompatibel punktierten Faltungscodes als auch verkürzten Reed-Solomon-Codes untersucht.

Abbildung 10.1 stellt den Durchsatzverlauf der betrachteten Verfahren zusammenfassend dar. Kurve A zeigt den Durchsatz des modifizierten RLP, Kurvenschar B bezieht sich auf das adaptive RLP II bei verschiedenen Blocklängen und Kurve C zeigt den Durchsatzverlauf des profilmachfordernden Protokolls (ARRP). Als obere Grenzmarke ist der nach Shanon maximal mögliche Durchsatz eines binärsymmetrischen gedächtnislosen Kanals angegeben.

Es konnte gezeigt werden, daß sich mit dem Einsatz solcher Protokolle die Leistungsfähigkeit von GSM erheblich verbessern läßt. Durch die vorgestellten Fehlersicherungskonzepte kann z.B. eine Datenrate von 16 kbit/s auch bei schlechten Funkkanälen gesichert übertragen werden. Dadurch lassen

sich auf einem GSM-Träger für einen Teilnehmer bis zu 128 kbit/s allokierten.

Ein Teil der entwickelten Konzepte ist von der laufenden GSM-Standardisierung bereits aufgenommen worden.

Änderungen dieser Art lassen die Diskrepanz zwischen den Diensten im GSM und im ISDN weiter verringern. Jedoch zeigen fortschreitende Technik im Bereich der Festnetz-Teilnehmeranbindung (xDSL, High Bitrate Digital Subscriber Line) und entsprechende Technologien in Kabelverteilnetzen bereits auf, daß bereits in den nächsten Jahren ein erhöhtes Bandbreitenangebot im Bereich MBit/s in den Festnetzen möglich sein wird. Wann der Markt diese hohen Datenraten in mobiler Umgebung für Punkt-zu-Punkt-Kommunikation erfordert, ist noch unbekannt.

Für diese, in UMTS (Universal Mobile Telecommunication System) angestrebten breitbandigen Datenraten ist jedenfalls die Kombination mehrerer GSM-Verkehrskanäle auf Sicherungsprotokollevalebene nicht mehr geeignet und es müssen andere Multiplex- und Modulationsverfahren eingesetzt werden. Die im Rahmen dieser Arbeit gefundenen Konzepte lassen sich jedoch auch auf andere Kanalstrukturen übertragen.



## KAPITEL 11

---

### Quellenverzeichnis

- [1] *GSM Recomendation*. 1993.
- [2] *X.200 Information Technology - Open systems interconnection - Basic reference model – Convention for the definition of OSI services*. ITU-T, 1993.
- [3] *TDoc GSM Phase 2+ Work Item: GPRS Requirements*. 1994.
- [4] M. Abramowitz, I. A. Stegun. *Handbook of Mathematical Functions*, pp. 255,374, 556. Dover Publications, New York, 1972.
- [5] J.P. A. Adoul, et al. *A Critical Statistic for Channels with Memory*. IEEE Transaction on Information Theory, Vol. IT-18, No. 1, pp. 133–141, January 1972.
- [6] M. Aghadavoodi, S. Baucke, A. Bernatzki. *Verbesserte ARQ-Strategien für Kanäle mit hohen Fehlerraten*. In *MMB93*. Springer, Berlin, September 1993.
- [7] M. Anagnostou, E. Protonotarios. *Performance Analysis of the Selective Repeat ARQ Protocol*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-34, 2, pp. 127–135, 1986.
- [8] S. Bakhtiyari, T. Chen, S. Kallel, V. Leung. *Practical Implementation of a Mobile Data Link Protocol with a Type-II Hybrid ARQ Scheme and Code Combining*. VTC, pp. 774–777, 1993.
- [9] Jürgen Baumann. *Untersuchung von Paket-Daten-Diensten (X.25) im digitalen Mobilfunknetz (GSM)*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, March 1994.
- [10] G. Benelli. *An ARQ Scheme with Memory for Mobile Communications*. European Trans. on Telecom. and related Technologies, Vol. 3, No. 5, pp. 11–15, September 1992.

- [11] Arnold Bodtmann. *Fade-Duration Statistics of a Rayleigh-Distributed Wave*. IEEE Transactions on Communication, Vol. Com-30, No. 3, pp. 549–553, March 1982.
- [12] Martin Bossert. *Kanalcodierung*. Teubner, Stuttgart, 1992.
- [13] P.T. Brady. *A statistical analysis of on-off patterns in 16 conversations*. B.S.T.J., Vol. 47, No. 1, pp. 73–91, January 1968.
- [14] H. Bruneel, M. Moeneclaey. *On the Throughput Performance of Some Continuous ARQ Strategies with Repeated Transmissions*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-34, 3, pp. 244–249, 1986.
- [15] W. Bux, K. Kümmeler, H.L. Truong. *Balanced HDLC procedures: a performance analysis*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-28, pp. 1889–1896, 1980.
- [16] CCITT. *T.30 Procedures for document facsimile transmission in the general switched telephone network*. Technical Report VII.3, 1988.
- [17] CCITT. *T.4 Standardization of group 3 facsimile apparatus for document transmission*. Technical Report VII.3, 1988.
- [18] CCITT. *X.25 Interface between Data Terminal Equipment (DTE) and Data Circuit-Terminating Equipment (DCE) for Terminals Operating in the Packet Mode and connected to a Public Data Network*. Technical Report VIII.2, 1988.
- [19] L. F. Chang. *Throughput Estimation of ARQ Protocols for a Rayleigh Fading Channel Using Fade- and Interfade-Duration Statistics*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. VT-40, No. 1, pp. 223–, February 1991.
- [20] D. Chase. *Code Combining - A Maximum-Likelihood Decoding Approach for Combining an Arbitrary Number of Noisy Packets*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-33, No. 3, pp. 385–393, May 1985.
- [21] I. Chlamtac, S. Pinter. *Distributed Nodes Organization Algorithm for Channel Access in a Multihop Network*. IEEE Transactions on Computers, Vol. C-36, No. 6, pp. 728–737, June 1987.

- [22] Communication Networks, Aachen University of Technology. *CNCL: a C++ library for event driven simulation, statistical evaluation and random number generators and distributions*, 1992/1993.
- [23] Ralf Crumbach. *Paketfunk für Fahrzeug-Fahrzeug Kommunikation im zellularen Mobilfunknetz nach ETSI/GSM*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, November 1991.
- [24] Akbar Salimi Dafsari. *Untersuchung der Signalisierung im Paket-Daten-Dienst in GSM Mobilfunknetzen*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, July 1994.
- [25] P. Decker. *An Adaptive Type-II hybrid ARQ/FEC Protocol suitable for GSM*. In *Workshop on Mobile Multimedia Communication (MoMuC-1)*, Tokyo, IEEE, December 1993.
- [26] P. Decker. *FAX Transmission on Non-Transparent GSM Data Service*. In *Workshop on Mobile Multimedia Communication (MoMuC-1)*, Tokyo, IEEE, December 1993.
- [27] P. Decker. *A Packet Radio Protocol Proposed for the GSM Mobile Radio Network*. In *Workshop on Mobile Multimedia Communication (MoMuC-1)*, Tokyo, IEEE, December 1993.
- [28] P. Decker. *An Adaptive Type-II hybrid ARQ/FEC Protocol suitable for GSM*. In *44rd IEEE Vehicular Technology Conference*, pp. 330–333, Stockholm, Sweden, IEEE, June 1994.
- [29] P. Decker. *A Packet Radio Protocol for Group Communication Suitable for the GSM Mobile Radio Network*. In *Wireless Computer Networks*, pp. 934–938, The Hague, Netherlands, IEEE/ICCC, September 1994.
- [30] P. Decker, U. Pertz. *Simulative Leistungsbewertung der nichttransparenten FAX-Übertragung im GSM-System*. In *ITG 93*, Ulm, ITG, 1993.
- [31] P. Decker, R. Räck. *Error correction using neural networks*. In H. Hüning, S. Neuhauser, M. Raus, W. Ritschel, editors, *Workshop on Neural Networks at RWTH Aachen*, Vol. 3 of *Aachener Beiträge zur Informatik*, pp. 158–160, July 1993.

- [32] P. Decker, B. Walke. *A General Packet Radio Service Proposed for GSM.* In *GSM in a future competitive environment*, Nokia Espoo, Finland, ETSI/SMG, October 1993.
- [33] P. Decker, B. Walke. *Performance Analysis of FAX Transmission on Non-Transparent GSM Data Service.* In *Mobile and Personal Communication*, pp. 199–204, Brighton, IEE, December 1993.
- [34] P. Decker, B. Walke. *Performance Analysis of FAX Transmission on Non-Transparent GSM Data Service.* In *43rd IEEE Vehicular Technology Conference*, May 1993.
- [35] Peter Decker. *A Packet Radio Protocol for Voice and Data Transmission Proposed for the GSM Mobile Radio Network.* In *8. Aachener Kolloquium „Signaltheorie“Mobile Kommunikation*, Aachen, Germany, März 1994.
- [36] DETECON. *DIBMOF Systemkonzept.* Technical report, May 1994.
- [37] W. Ding. *Korrelierte Zufallsprozesse in Wartesystemen von Kommunikationsnetzen.* Dissertation, Aachen University of Technology, 1991.
- [38] I. Dittrich. *The SIEMENS D900 solution for FAX Group 3 support in the interworking Function.* In *5. Nordic Seminar on Digital Mobile Communication DMR V*, pp. 55–62, November 1992.
- [39] I. Dittrich, P. Holzner, M. Krumpe. *Implementation of the GSM-Data-Service into the Mobile Radio System.* In *Mobile Radio Conference (MRC'91)*, pp. 73–83, Nice, France, November 1991.
- [40] I. Dittrich, P. Holzner, M. Krumpe. *Datendienste im GSM-Mobilfunksystem.* telcom report 15, Nr. 2, pp. 92–95, 1992.
- [41] Bernhard Dorscht, Herbert Schneider. *Zur Robustheit Adaptiver Kanalcodierung.* Institut für Netzwerk- und Signaltheorie, TH Darmstadt, DFG Bericht 22.9.87, September 1987.
- [42] J. DU, M. Kasahara, Namekawa T. *Separable Codes on Typ-II Hybrid ARQ Systems.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-36, No. 10, pp. 1089–1097, October 1988.
- [43] Said M. Elnoubi. *Probability of Error Analysis of Digital Partial Response Continuous Phase Modulation With Differential Detection in*

*Mobile Radio Channels.* In *Vehicular Technology Conference*, Vol. ?, pp. 51–58, 1987.

- [44] Kurt Essigmann. *Untersuchung adaptiver Fehlerkorrekturverfahren zum Einsatz in digitalen Mobilfunknetzen*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, January 1993.
- [45] ETSI/SMG. *GSM 05.03 Channel Coding*. Technical Report 3.5.1, January 1990.
- [46] ETSI/SMG. *GSM 05.22 Multiplexing and multiple access on the radio path*. Technical Report 3.6.1, August 1991.
- [47] ETSI/SMG. *GSM 04.22 Radio Link Protocol (RLP) for Data and Telematic Services on the MS/BSS interface and the BSS/MSC Interface*. ETSI, 1993.
- [48] ETSI/SMG. *GSM 06.10 GSM full rate speech transcoding*. ETSI, 1993.
- [49] ETSI/SMG. *GSM 06.32 Voice Activity Detection*. ETSI, 1993.
- [50] ETSI/SMG. *GSM 07.03 Terminal Adaptation Functions for Services using Synchronous Bearer Capabilities*. ETSI, 1993.
- [51] M Failli. *Digital land mobile radio communications*. COST 207, 1989.
- [52] R. Fantacci. *Performance evaluation of efficient continuous ARQ protocols*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, 6, pp. 773–781, 1990.
- [53] M. Filip, E. Vilar. *Optimum Utilization of the Channel Capacity of a Satellite Link in the Presence of Amplitude Scintillations and Rain Attenuation*. IEEE Transactions on Communication, pp. 1958–1965, November 1990.
- [54] W. Fischer, K. Meier-Hellstern. *The MMPP cookbook*. AT&T Bell Labs, Belcore, 1990.
- [55] B. Fleury. *Charakterisierung von Mobil- und Richtfunkkanälen mit schwach stationären Fluktuationen und unkorrelierter Streuung*. Dissertation, ETH Zürich, 1990.

- [56] David G. Forney. *Concatenated Codes*, Vol. 1 of *Research Monograph No. 37*. The M.I.T. Press, Cambridge, Massachusetts, 1 edition, 1966.
- [57] Fritch, Schafer, Crowley. *Solution of the transzendentral equation  $w \cdot e^w = x$* . Communications of the ACM, Vol. 16, No. 2, February 1973.
- [58] E. N. Gilbert. *Capacity of a burst-noise channel*. Bell System Techn. Journal, Vol. 39, pp. 1253–1266, September 1960.
- [59] D. J. Goodman, C.-E. Sundberg. *Combined Source and Channel Coding for Variable-Bit-Rate Speech Transmission*. The Bell System Technical Journal, Vol. 62, No. 7, pp. 2017–2036, September 1983.
- [60] Heinrich Grüters. *Untersuchung adaptiver Fehlerkorrekturverfahren zum Einsatz in Mobilfunknetzen mit Frequenzsprungverfahren*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, August 1994.
- [61] D. Haccoun, G. Begin. *High-Rate Punctured Convolutional Codes for Viterbi and Sequential Decoding*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-37, No. 11, pp. 1113–1125, November 1989.
- [62] J. Hagenauer. *Rate-Compatible Punctured Convolutional Codes (RCPC Codes) and their Applications*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-36, No. 4, pp. 389–400, April 1988.
- [63] J. Hagenauer. *Source-Controlled Channel Decoding*. IEEE Transactions on Communication, pp. 1–22, March 1994.
- [64] J. Hagenauer, P. Hoeher. *A Viterbi-Algorithm with soft-decision outputs and its applications*. Proc. GLOBECOM 89, pp. 47.1.1–47.1.7, November 1989.
- [65] J. Hagenauer, N. Seshadri, C.-E. W. Sundberg. *The Performance of Rate-Compatible Punctured Convolutional Code for Digital Mobile Radio*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, No. 7, pp. 966–980, July 1990.
- [66] Georgios Hatziliadis. *Entwurf und Bewertung eines Protokolls zur Nahbereichs-Datenkommunikation von Fahrzeugen über das digitale Mobilfunknetz*. Diplomarbeit, Fernuniversität Hagen, Lehrstuhl Datenverarbeitungstechnik, Abteilung Iserlohn, Frauenstuhlweg, Juni 1990. Technischer Bericht Nr. 9/90.

- [67] Y. Hayashida, S. Fujii, Y. Tezuka. *Delay Performance of a Continuous ARQ System with Copy-Transmissions*. Proc. INFOCOM 1988, pp. 8, 1988.
- [68] P. Holzner, I. Dittrich, M. Krumpe. *Implementation of The GSM-Data Services into the Mobile Radio System*. In *Mobile Radio Conference*, Nice, France, November 1991.
- [69] S. Honda, S. Kubote, S. Kato. *DSD (Double Soft Decision) Concatenated FEC Scheme in Mobile Satellite Communication*. IEEE Journal Of Selected Areas In Communication, Vol. 10, No. 8, pp. 1271–1277, October 1992.
- [70] J. Huber, A. Rüpper. *Zuverlässigkeitsschätzung für die Ausgangssymbole von Trellisdecodern*. Archiv für Elektronik und Übertragung (AEÜ), Vol. 44, No. 1, pp. 8–22, January 1990.
- [71] IEEE Vehicular Technology Conference. *CELLPAC, a packet radio protocol applied to the cellular GSM mobile radio network*, May 1991.
- [72] K. Illgner, U. Bongards. *Effiziente Steuerung eines Bewegtbildcodecs für sehr niedrige Datenraten*. In P. Vary, editor, *Aachener Signaltheoretisches Kolloquium*, pp. 203–206, March 1994.
- [73] Astrid Ipsen. *Dienste und Protokolle in digitalen Mobilfunknetzen*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, January 1994.
- [74] R. Jain, S.A. Routhier. *Packet Trains-measurements and a new model for computer Network Traffic*. IEEE Journal On Selected Areas In Communication, Vol. JSAC-4-86, No. 4, pp. 986–995, 1986.
- [75] W.C Jakes. *Microwave Mobile Communications*. Wiley, New York, 1974.
- [76] O.J. Joeressen. *VLSI-Implementierung des Soft-Output Viterbi-Algorithmus*. Dissertation, Aachen University of Technology, 1995.
- [77] M. Junius. *Leistungsbewertung intelligenter Handover-Verfahren für zellulare Mobilfunksysteme*. Dissertation, Aachen University of Technology, 1995.
- [78] Martin Junius, Stefan Böhmer, Peter Decker. *Drei Ansätze zur Verbesserung der Dienstgüte im GSM-System*. In *8. Aachener Kolloquium*

- um „Signaltheorie“ Mobile Kommunikation, Aachen, Germany, März 1994.
- [79] S. Kallel. *Analysis of a type II hybrid ARQ scheme with code combining*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, 8, pp. 1133–1137, 1990.
  - [80] S. Kallel. *Analysis of a type II hybrid ARQ scheme with code combining*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, No. 8, pp. 1133–1137, August 1990.
  - [81] S. Kallel. *Analysis of Memory and Incremental Redundancy ARQ Schemes Over a Nonstationary Channel*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-40, No. 9, pp. 1474–1480, September 1992.
  - [82] S. Kallel, D. Haccoun. *Sequential Decoding with ARQ and Code Combining: A Robust Hybrid FEC/ARQ System*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-36, No. 7, pp. 773–780, July 1988.
  - [83] S. Kallel, D. Haccoun. *Generalized Type-II Hybrid ARQ Scheme Using Punctured Convolutional Coding*. IEEE Transactions on Communication, Vol. 38, No. 11, pp. 1938–1946, November 1990.
  - [84] S. Kallel, D. Haccoun. *Generalized Type II Hybrid ARQ Scheme Using Punctured Convolutional Coding*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, No. 11, pp. 1938–1946, November 1990.
  - [85] S. Kallel, D. Haccoun. *Sequential Decoding with an Efficient Partial Retransmission ARQ Strategy*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-39, No. 2, pp. 208–213, February 1991.
  - [86] S. Kallel, C. Leung. *Efficient ARQ Schemes with Multiple Copy Decoding*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-40, No. 3, pp. 642–650, March 1992.
  - [87] Ludwig Kittel. *Analoge und diskrete Kanalmodelle für die Signalübertragung beim beweglichen Funk*. Frequenz, Vol. 36, pp. 153–160, 1982.
  - [88] Ludwig Kittel. *Der Einfluß des Fadings auf die Meldungscodierung beim digitalen Funkruf*. In Ludwig Kittel, editor, *NTG-Fachtagung Bewegliche Funkdienste*, pp. 186–193, München, November 1985.
  - [89] L. Kleinrock. *Queueing Systems, Vol. 1*. John Wiley, New York, 1976.

- [90] L. Kleinrock, S. Lam. *Packet-switching in a slotted satellite channel.* In *National Computer Conference AFIPS Conf. Proc.*, pp. 703–710. AFIPS Press, 1973.
- [91] L. Kleinrock, S. Lam. *Packet Switching in a Multiple Broadcast Channel: Performance Evaluation.* IEEE Transactions on Communication, Vol. com-23, No. 4, pp. 410–423, April 1975.
- [92] L. Kleinrock, F. Tobagi. *Packet Switching in Radio Channels: Part I - Carrier Sence Multiple-Access and Their Throughput-Delay Characteristics.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-23, No. 12, pp. 1400–1416, December 1975.
- [93] L. Kleinrock, F. Tobagi. *Packet Switching in Radio Channels: Part II - The Hidden Terminal Problem in Carrier Sence Multiple- Access and Busy-Tone Solution.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-23, No. 12, pp. 1417–1433, December 1975.
- [94] A. Kohlenberg. *Convolutional Coding for Channels with Memory.* Technical report, IEEE, 1969.
- [95] A.G. Konheim. *A queueing analysis of two ARQ protocols.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-28, pp. 1004–1014, 1980.
- [96] Jörg Kramer. *Modellierung und Bewertung von neuen Diensten in Mobilfunknetzen der 2. und 3. Generation (GSM, GSM+ und UMTS).* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, December 1994.
- [97] A. Krantzlik, D. Wolf. *Statistische Eigenschaften von Fadingprozessen zur Beschreibung eines Landmobilfunkkanals.* Frequenz, Vol. 44, No. 6, pp. 174–182, June 1990.
- [98] H. Krishna, S.D. Morgera. *A New Control Scheme for Hybrid ARQ Systems.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-35, No. 10, pp. 981–989, October 1987.
- [99] Gereon Krutt. *Formale Spezifikation, Simulation und Bewertung von GSM-Signalisierungsprotokollen an der Luftschnittstelle Um.* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, Juli 1993.

- [100] Hans-Peter Kuchenbecker. *Statistische Eigenschaften von Schwund- und Verbindungs dauer beim Mobilfunk-Kanal.* Frequenz, Vol. 44, No. 4,5, pp. 138–144, April 1982.
- [101] F. Kuperus, J. Arnbak. *Packet Radio in a Rayleigh Channel.* Electron. Letters, Vol. 18, No. 12, June 1982.
- [102] S. S. Lam, L. Kleinrock. *Dynamic Control Schemes for a Packet Switched Multi-Access Broadcast Channel.* In *National Computer Conference, 1975*, 1975.
- [103] S.S. Lam. *Packet broadcast networks: A performance analysis of the R-ALOHA protocol.* IEEE Transactions on Computers, Vol. 29, No. 7, pp. 596–603, July 1980.
- [104] Leslie Lamport. *LaTeX : A Document Preparation System.* Addison-Wesley, 1986.
- [105] Arnd Langen. *Leistungsanalyse des Datenübertragungsprotokolls (RLP) des zellularen Mobilfunknetzes (D-Netz).* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, März 1992.
- [106] Theo Le-Ngoc, Chivinh Phan. *A CSMA/CD Portable Data System Using Adaptive Reed-Solomon Coding.* IEEE, pp. 819, 1992.
- [107] C. Leung, Y. Kikumoto, S. Sorensen. *The throughput efficiency of the Go-Back-N ARQ Scheme Under Markov and Related Error Structures.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-36, 2, pp. 231–234, 1988.
- [108] S. Lin, D.J. Costello. *Error control coding – Fundamentals and Applications*, Vol. 1 of *Computer Applications in Electrical Engineering Series*. Prentice-Hall, 1 edition, 1983.
- [109] S. Lin, P.S. Yu. *A hybrid ARQ scheme with parity retransmission for error control of satellite channels.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-30, pp. 1701–1719, July 1982.
- [110] R.W. Lorenz. *Digitaler Mobilfunk (Systemvergleich).* Der Fernmelde ingeneur, Nr. 1/2, 1993.
- [111] David M. Lucantoni, Harry Heffes. *A Markov Modulated Characterization of Packetized Voice and Data Traffic and Related Statistical*

- Multiplexer Performance.* IEEE Journal On Selected Areas In Communications, Vol. 4, No. 6, pp. 856–868, September 1986.
- [112] L. R. Lugand, D.J. Costello, R.H Deng. *Parity Retransmission Hybrid ARQ Using Rate 1/2 Convolutional Codes on a Nonstationary Channel.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-37, No. 7, pp. 755–765, 1989.
- [113] H.D. Lüke. *Signalübertragung.* Springer-Verlag, Berlin, 4 Auflage, 1990.
- [114] E. Lutz, D. Cygan, M. Dippold, F Dolainsky, W. Papke. *The Land Mobile Satellite Communication Channel - Recording, Statistics and Channel Model.* IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. VT-40, No. 2, pp. 375–385, May 1991.
- [115] E. Lutz, E. Plöchinger. *Generating Rice Processe with Given Spectral Properties.* In *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, Vol. VT-34, pp. pp. 178–181, April 1985.
- [116] D.M. Mandelbaum. *Adaptive-feedback coding scheme using incremental redundancy.* IEEE Transactions on Information Theory, Vol. IT-20, pp. 388–389, May 1974.
- [117] Dimitrios Margaritidis. *Untersuchung adaptiver Typ II HARQ-Protokolle zum Einsatz in digitalen Mobilfunknetzen.* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, 52074 Aachen, August 1993.
- [118] J.A.C. Martins, Alves J. de Carvalho. *ARQ Protocols with Adaptive Block Size Perform Better over a Wide Range of Bit Error Rates.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-38, No. 6, pp. 737–739, June 1990.
- [119] Robert J. McEliece. *The Theorie of Information an Coding*, Vol. 1 of *Encyclopedia of Mathematics and its Applications*. Addison-Wesley Publishing Company, 1 edition, 1977.
- [120] J. Metzner, D. Chang. *Efficient Selective Repeat ARQ Strategies for Very Noisy and Fluctuating Channels.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-33, 5, pp. 409–416, 1985.

- [121] J.J. Metzner. *Improvements in block-retransmission schemes*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-27, pp. 524–532, February 1979.
- [122] M.J. Miller, S. Lin. *The analysis of some selective-repeat ARQ schemes with finite receiver buffer*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-29, pp. 1307–1315, 1981.
- [123] S.D. Morgera, V.K. Oduol. *Soft-Decision Decoding Applied to the Generalized Type-II Hybrid ARQ Scheme*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-37, No. 4, pp. 393–396, April 1989.
- [124] J.M. Morris. *Optimal blocklengths for ARQ error control schemes*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-27, pp. 488–493, 1979.
- [125] M. Mouly, Marie-B. Pautet. *The GSM System for Mobile Communications*. Mouly, M. and Pautet, Marie-B., 49, rue Louise Bruneau, F-91129 Palaiseau, France, 1992.
- [126] Andreas Müller. *Untersuchung adaptiver Typ-II hybrider ARQ-Protokolle mit variabler Pakellänge*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, April 1994.
- [127] K. Murota, K. Hirade. *GMSK Modulation for Digital Mobile Radio Telephony*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM29, No. 7, pp. 1044–1050, July 1981.
- [128] W.h. NG, V.C. NG. *Signal Editing: A new Approach to upgrade Concatenated Coding Communication*. International Journal of Satellite Communication, Vol. 10, pp. 1–13, 1992.
- [129] Klaus Nüßler. *MODACOM the Public Packet Mode Mobile Data Service of the DBP*. In *Mobile Radio Conference (MRC'91)*, pp. 193–200, Nice, France, November 1991.
- [130] Y. Okumura, E. Ohmori, T. Kawano, K. Fukuda. *Field Strength and Its Variability in VHF and UHF Land Mobile Service*. Rev. Elec. Comm. Lab., Vol. 16, pp. 825 – 873, September 1968.

- [131] Athanasios Papoulis. *Probability, Random Variables, and Stochastic Processes*. McGraw-Hill Book Company, 1984, Vol. 29, No. 7, pp. 596–603, July 1980.
- [132] J.D. Parsons. *The Mobile Radio Propagation Channel*. Pentech Press, 1992.
- [133] Michael Pätzold. *Ausnutzung der Restredundanz bei eindimensional codierten FAX-Vorlagen nach CCITT T.4*. Studienarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, July 1993.
- [134] Michael Pätzold. *Simulativer Vergleich der FAX-Übertragungsprotokolle im Mobilfunknetz (GSM)*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, March 1994.
- [135] Uwe Pertz. *Simulative Untersuchung der Fax-Übertragung im digitalen Mobilfunknetz*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, Dezember 1992.
- [136] Dirk Pesch. *Simulative Analysis of Packet Access Mechanisms for Voice and Data in Mobile Communication Systems*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, August 1993.
- [137] Peterson, Wesley W., E. J. Weldon Jr. *Error Control Coding*. Number 1. The MIT Press, 2 edition, 1972.
- [138] Port, Ivanov, editors. *Power Control-Effects on the Radio Network*, Vol. DMR V of *Digital Mobile Radio Communications*, December 1992.
- [139] John G. Proakis. *Digital Communications*. McGraw-Hill, 3 edition, 1995.
- [140] Prasad R., J. C. Arnak. *Enhanced Throughput in Packet Radio Channels with Shadowing*. Electronics Letters, Vol. 42, No. 16, pp. 986–988, August 1988.
- [141] Rainer Räck. *Untersuchung neuronaler Netze in hybriden ARQ/FEC-Protokolle zum Einsatz in digitalen Mobilfunknetzen*. Diplomarbeit,

- RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, December 1993.
- [142] I Rahman. *Nonbinary Error Detection Codes for Data Retransmission and Bit Error Monitoring*. IEEE Transactions on Communication, Vol. 40, No. 7, pp. 1139–1143, July 1992.
  - [143] S. O. Rice. *Distribution of the Duration of Fades in Radio Transmission: Gaussian Noise Model*. Tech. Journal, Vol. XXXVII, No. 3, pp. 581–635, May 1958.
  - [144] M. Richter. *Ein Rauschgenerator zur Gewinnung von quasi-idealen Zufallszahlen für die stochastische Simulation*. PhD thesis, Aachen University of Technology, 1992.
  - [145] J. A. Roberts, T. J. Healy. *Packet Radio Performance Over Slow Rayleigh Fading Channels*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-28, No. 2, pp. 279–287, February 1980.
  - [146] L. G. Roberts. *Dynamic Allocation of Satellite Capacity Through Packet Reservation*. In *Proc. of the National Computer Conference*, 1973.
  - [147] Takuro Sato, Kiyohito Tokuda, Manabu Kawabe, Toshio Kato. *Simulation of Burst Error Models and an Adaptive Error Control Scheme for High Speed Data Transmission Over Analog Cellular Systems*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 40, No. 2, pp. 443–451, May 1991.
  - [148] K. Sawai, S. Uebayashi. *A Hybrid ARQ for Data Transmission in Digital Mobile Radio*. VTC, pp. 762–765, 1993.
  - [149] Steffen Schadwinkel. *Implementation eines Fire-Koders als C++ Klasse*. Studienarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, 1993.
  - [150] Christian B. Schlegel. *A Burst-Error-Correcting Viterbi Algorithm*. IEEE Transactions on Communication, Vol. 38, No. 3, pp. 285–291, March 1990.
  - [151] Dieter Schnelle. *Untersuchung profilwiederholender Typ-II hybrider ARQ-Protokolle zum Einsatz in digitalen Mobilfunknetzen*. Diploma-

- arbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, November 1994.
- [152] F. Schreiber. *Measurement of the correlation coefficient of the 2-node Markov chain*. AEÜ, Vol. 40, pp. 402–405, 1986.
  - [153] H. W. Schüssler, et al. *A Digital Frequency-Selective Fading Simulator*. Frequenz, Vol. 43, No. 2, February 1989.
  - [154] N. Shacham, D. Towsley. *Resequencing Delay and Buffer Occupancy in Selective Repeat ARQ with Multiple Receivers*. Proc. INFOCOM 1988, pp. 10, 1988.
  - [155] C.E Shannon. *A Mathematical Theory of Communication*. The Bell System Technical Journal, Vol. XXVII, No. 3, pp. 379–656, July 1948.
  - [156] Chee Kheong Siew, David J. Goodman. *Packet Data Transmission Over Mobile Radio Channels*. IEEE Transactions on Vehicular Technology, Vol. 38, No. 2, pp. 95–101, 1989.
  - [157] Gereon Sistemich. *Entwicklung von zur Simulation geeigneten Empfängermodellen*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, 52074 Aachen, April 1994.
  - [158] Bernhard Sklar. *Digital Communications*. Prentice-Hall, New Jersey 07632, 1988.
  - [159] Georgios Smerlas. *Untersuchung zur Leistungsfähigkeit der RADIO LINK PROTOKOLLS (RLP) nach CEPT-GSM 04.22*. Diplomarbeit, Fernuniversität Hagen, Lehrstuhl Datenverarbeitungstechnik, Abteilung Iserlohn, Frauenstuhlweg, Juli 1990. Technischer Bericht Nr. 10/90.
  - [160] H. Steffan. *Stochastische Modelle für den Funkkanal und deren Anwendung*. Dissertation, Aachen University of Technology, 1996.
  - [161] Holger Suska. *Simulative Leistungsbeurteilung von Paket-Daten-Diensten im digitalen Mobilfunknetz (GSM)*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, November 1994.
  - [162] H. Suzuki. *A statistical model for urban multipath propagation*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-25, pp. 673–680, July 1977.

- [163] Joachim Swoboda. *Codierung zur Fehlerkorrektur und Fehlererkennung*. R. Oldenbourg Verlag München Wien, 1973.
- [164] A. S. Tanenbaum. *Computer Networks*. Prentice-Hall, 2 edition, 1988.
- [165] R. Tetzlaff, D. Wolf. *On the Distribution of Level-Crossing Time-Intervals for Gaussian Random Processes*. Archiv der Elektrischen Übertragung, Vol. AEÜ-45, No. 4, pp. 203–209, July 1991.
- [166] D. Towsley. *A statistical analysis of ARQ protocols operating in a nonindependent error environment*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-29, pp. 971–981, 1981.
- [167] D. Towsley, J.K. Wolf. *On the statistical analysis of queue lengths and waiting times for statistical multiplexers with ARQ retransmission schemes*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-27, pp. 693–702, 1979.
- [168] Don Towsley. *The Stutter Go Back-N ARQ Protocol*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM27, No. 6, pp. 869, June 1979.
- [169] Hong Linh Truong. *Über die Leistungsfähigkeit von HDLC-gesteuerten Datenverbindungen*. Dissertation, Universität Stuttgart, 1982.
- [170] Stefan Unz. *Kanaldekodierung von BCH-Codes mit Hilfe von neuronalen Netzen*. Studienarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, March 1993.
- [171] Peter Vary. *Nachrichtensysteme*. Vorlesungsmitschrift, Lehrstuhl und Institut für Nachrichtengeräte und Datenverarbeitung, RWTH Aachen, Muffeter Weg 3, 52074 Aachen, 1990.
- [172] Peter Vary. *Mobile Kommunikationssysteme*. Vorlesungsmitschrift, Lehrstuhl und Institut für Nachrichtengeräte und Datenverarbeitung, RWTH Aachen, Muffeter Weg 3, 52074 Aachen, 1991/92.
- [173] A.J. Viterbi, J.K. Omura. *Principles of Digital Communication and Coding*. McGraw-Hill, New York, 1979.
- [174] Norbert Vohn. *Untersuchung adaptiver Fehlerkorrekturverfahren zur Übertragung von ATM-Zellen in mobilen Breitbandnetzen*. Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, 52074 Aachen, August 1993.

- [175] B. Walke. *CELLPAC: a packet radio protocol applied to the cellular DGSM mobile radio network.* In *vtc*, May 1991.
- [176] B. Walke, P. Decker. *Mobile Datenkommunikation.* IT & TI, 1993.
- [177] B. Walke, W. Mende, P. Decker, R. Crumbach. *The Performance of CELLPAC: A Packet Radio Protocol Proposed for the GSM Mobile Radio Network.* In *Mobile Radio Conference*, pp. 57–63, Nice, France, November 1991.
- [178] Bernhard Walke. *Mobilfunknetze und ihre Protokolle.* Technical report, Lehrstuhl Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Kopernikusstr. 16, 52074 Aachen, 1991/92.
- [179] Bernhard Walke. *Kommunikationsnetze und Verkehrstheorie I – Dienste und Protokolle digitaler Kommunikationsnetze.* Technical report, Lehrstuhl Kommunikationsnetze, RWTH Aachen, Kopernikusstr. 16, 52074 Aachen, 1993.
- [180] J.L. Wang, J.A. Silvester. *Optimal Adaptive ARQ Protocols for Point-To-Multipoint Communication.* Proc. INFOCOM 1988, pp. 10, 1988.
- [181] Yu-Ming Wang Wang, Shu Lin. *A Modified Selective-Repeat Type-II Hybrid ARQ System and Its Performance Analysis.* IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-31, No. 5, pp. 593–607, May 1983.
- [182] Wolfgang Warner. *Untersuchung von Paketzugriffsverfahren zur Datenübertragung im digitalen Mobilfunknetz (GSM).* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, Januar 1993.
- [183] Georg Werth gen. Kreienberg. *Simulative Bewertung von Paketzugriffsmechanismen unter Berücksichtigung von Fehlersicherungsverfahren.* Diplomarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, April 1994.
- [184] Markus Wunderlich. *Implementierung eines Gilbert/Eliot Modells für einen GSM Kanal in SIC.* Studienarbeit, RWTH Aachen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, 1992.
- [185] Markus Wunderlich. *Vergleich zwischen DTX-Kleinzelnen und Packet Voice im digitalen Mobilfunknetz (GSM).* Diplomarbeit, RWTH Aa-

chen, Lehrstuhl für Kommunikationsnetze, Kopernikusstr. 16, D-52074 Aachen, Dezember 1992.

- [186] Y. Yasuda, K. Kanshiro, Y. Hirata. *High-Rate Punctured Convolutional Codes for Soft Decision Viterbi Decoding*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-32, No. 3, pp. 315–319, March 1984.
- [187] P.S. Yu, Lin S. *An efficient selective-repeat ARQ scheme for satelite channels and its throughput analysis*. IEEE Transactions on Communication, Vol. COM-29, No. 3, pp. 353–363, March 1981.

## ANHANG A

---

### Das GSM-Mobilfunknetz

Die Unzulänglichkeiten der bestehenden Mobilnetze gab 1982 den Anlaß, die Entwicklung und Standardisierung eines digitalen Mobilfunknetzes zu beginnen. Aus dieser zunächst in Frankreich und Deutschland angeregten Initiative entstand die Groupe Spécial Mobile (GSM), eine Untergruppe der Konferenz der europäischen Post und Fernmeldeverwaltungen CEPT<sup>1</sup>. GSM steht inzwischen für Global System for Mobile Communication und wird von der ETSI<sup>2</sup> weiterentwickelt.

Bis 1987 hatten bereits 17 europäische Fernmeldeverwaltungen das MoU-GSM unterzeichnet (Memorandum of Understanding on the Introduction of the Pan-European Digital Mobile Communication Service).

Kennzeichnend für das System sind folgende Merkmale:

- Ein weites Angebot an Diensten und herstellerunabhängigen Einrichtungen für Sprach- und Datenkommunikation,
- Übergänge zu bestehenden Festnetzen
- länderunabhängiger Systemzugang für alle Mobilfunkteilnehmer (Roaming),
- automatische Lokalisierung jedes Mobilfunkteilnehmers
- automatisches Übergeben einer Verbindung an die benachbarte Zelle (Handover),
- hohe Dienst-Qualität,
- hohe Flexibilität der unterschiedlichen Mobilstationen,
- hohe Effizienz bei der Ausnutzung des Funk-Frequenzspektrums
- digitale Übertragung sowohl von Signalisierdaten, als auch von Benutzerdaten.

Die GSM-Empfehlungen[1], in denen das System an den offenen Schnittstellen beschrieben wird, besteht mittlerweile aus über 8.000 Seiten. Der

---

<sup>1</sup>Conférence Européenne des Postes et Télécommunications

<sup>2</sup>European Telecommunications Standard Institute

gesamte GSM-Standard ist in 13 Serien aufgeteilt, die sich gemäß Tabelle A.1 mit verschiedenen Aspekten des GSM-Systems beschäftigen.

Serie	Inhalt
00	Präambel
01	Allgemeine Aspekte, Terminologie und Diensteführungssphasen des GSM Public Land Mobile Network (PLMN)
02	Definition der Telekommunikationsdienste, technische Aspekte im Rahmen der Gebührenthematik und deren internationale Verrechnung
03	Definition der Netzfunktionen wie Verkehrswegeleitung, Handover, Sicherheitsfragen beim Netzzugriff, Planung des Netzes
04	Beschreibung und Definition der Protokolle und Schnittstellen zwischen Mobilstation (MS) und Basisstation (BS)
05	Funkstreckenfunktionen wie Multiplexen, Kanalkodierung, Synchronisation und Interleaving
06	Sprachverarbeitungs- und Sprachkodierungsfunktionen
07	Endgeräte- und Übertragungsratenanpassung
08	Beschreibung der Schnittstellenfunktion zwischen Base Station System (BSS) - Mobile Services Switching Center (MSC)
09	Definition der Interworking Functions (IWF) zwischen mehreren GSM-Netzen und verschiedenen Festnetzen
11	Gerätespezifikationen und Zulassungsrichtlinien
12	Verwaltungsaspekte eines GSM-Netzes

Tabelle A.1: Die Serien des GSM-Standards

Hier sollen nur einige Grundlagen des GSM-Netzes beschrieben werden, die zum Verständnis der Arbeit erforderlich sein könnten. Eine ausführlichere Einführung in GSM findet man in [125].

## A.1 Dienste im GSM-Mobilfunknetz

Eine wichtige Rolle bei der Konzeption des paneuropäischen Funknetzes spielt die Definition der in diesem Netz standardisierten Dienste.

In Telekommunikationsnetzen besitzt der Begriff Dienst verschiedene Bedeutungen. Im ISO/OSI-Referenzmodell beschreibt er das Verhalten zwischen zwei Schichten. Netze stellen sogenannte Trägerdienste (bearer service) zur Nachrichtenübertragung zur Verfügung, die durch die angeschlossenen Endgeräte zu Telediensten (tele service) aufgewertet werden, z.B. Telefonie, Telefax.

Zusatzdienste sind weitergehende Leistungsmerkmale, die den Teilnehmern, ergänzend zu den oben erwähnten Diensten, angeboten werden. Sie können nicht als selbstständige Dienste angeboten werden, sondern stehen stets in Verbindung mit den Tele- und Trägerdiensten.

Darüber hinaus wird erwartet, daß viele Netzbetreiber durch Nutzung der GSM-Standards ihre Marktchancen mit individuellen Mehrwertdiensten (wie z.B. Reiseinformations-Dienst, Verkehrsinformations-Dienst und Sekretariats-Dienst) zu erhöhen suchen.

Das GSM-Netz ermöglicht die Integration verschiedener Sprach- und Datendienste und bietet auch Übergangsfunktionen für die Zusammenarbeit mit anderen Telekommunikationsnetzen für Sprach- und Datenübertragung an.

### A.1.1 Teledienste der GSM-Phasen I+II

In GSM sind folgende Teledienste vorgesehen

- Telefondienst, Notrufdienst (E1)
- Telefax-Gruppe 3 (Ende-zu-Ende) (E2)
- Kurznachrichtendienste (Short Message Service):  
Point-to-Point Mobile Terminated (E3),  
Point-to-Point Mobile Originated (A),  
Cell Broadcast CB (A)
- Videotext / Teletext/ Elektronische Post (A.)
- Trägerdienste

Diese sind je nach Bedeutung verschiedenen Einführungsphasen zugeordnet. Für die als *essential* eingestuften Dienste ist die Reihenfolge der Einführung für einen Netzbetreiber festgelegt (E1, E2, E3)<sup>3</sup>. Weitere Dienste können vom Netzbetreiber zusätzlich eingeführt werden (A).

---

<sup>3</sup>In D1 und D2: E1 (1991), E2 (1994), E3 (1996)

### Der FAX-Gruppe-3-Dienst in GSM

Der FAX-Dienst ist in Festnetzen der am weitest verbreiteteste Datendienst. FAX-Geräte sind laut CCITT-Empfehlungen nach ihren Leistungsmerkmalen in vier Gruppen (1, 2, 3 und 4) eingeteilt.

Da momentan FAX-Endgeräte der Gruppe 3 am weitesten vertreten sind und Geräte der Gruppe 4 eine für das GSM-System zu hohe Übertragungsrate (64kbit/s) benötigen, wurde hier nur der FAX-Gruppe-3-Telldienst standardisiert.

Bei der Standardisierung wurde zuerst nur von einer Ende-zu-Ende-Übertragung in Echtzeit ausgegangen. Ein FAX-Zwischenspeicherdienst wurde erst später in Phase II+ als attraktive Variante gesehen und standardisiert. Die Protokolle für FAX-Gruppe 3 sind in den ITU-T-Empfehlungen T.30 und T.4 beschrieben. T.4 beschreibt die eingesetzte Quellcodierung, T.30 legt das Signalisierungsprotokoll zwischen den beiden FAX-Entities fest.

### Der Short Message Service (SMS)

Im GSM ist ein Dienst standardisiert, der die Übertragung von 140 Octets (160 7-bit Zeichen) langen Nachrichten ermöglicht. Dies ersetzt oft die Sendung eines FAX-Dokuments und ist in mobiler Umgebung einfacher zu realisieren, da eine Integration in den normalen Telefonendgeräten ohne großen Aufwand erfolgen kann.

Dieser Dienst besitzt neben ähnlichen Diensten in Paging Systemen folgende Vorteile:

1. Die Auslieferung erfolgt im Unterschied zu den Paging Systemen quittiert. Damit ist sichergestellt, daß eine an das Short Message Service Center ausgelieferte Nachricht den Empfänger erreicht, wenn dieser sein Gerät einschaltet oder eingeschaltet hat.
2. Der Netzbetreiber kann auch den Dienst anbieten, daß Nachrichten vom Mobilteilnehmer verschickt werden können.

Im Gegensatz zu anderen GSM-Diensten sind für den *Short Message Service* folgende Merkmale typisch:

- Zur Übertragung von Nachrichten zwischen den betreffenden GSM-Netzinstanzen werden anstelle normaler Nutzkanäle Steuerungs- und Signalisierungskanäle verwendet.

- Der *Short Message Service* weist die Kommunikationsart *Speichern und Weiterleiten* auf. Das *Short Message Service Center* fungiert als Nachrichtenspeicher und stellt die Weiterleitungsmöglichkeiten zu verschiedenen Anwendungen und Diensten innerhalb der Festnetze zur Verfügung.

Da es bei Kurznachrichten zu kurzen Verzögerungen kommen darf (wenige Sekunden) und sie auch während eines laufenden Telefongesprächs übermittelt werden können, führt dies zu einer besseren Ausnutzung der Signalisier-Kanäle. In der Mobilstation ankommende Nachrichten werden auf dem vorhandenen Anzeigefeld angezeigt oder im Falle, daß der Empfänger vorübergehend nicht erreichbar ist, gespeichert und später — innerhalb einer festgelegten Zeitspanne — erneut abgesetzt. Abgehende Nachrichten können entweder gespeicherte oder über die Tastatur der Mobilstation oder einer externen Endeinrichtung eingegebene Nachrichten sein.

Die *Punkt-zu-Mehrpunkt-Verbindung* wird auch Zellenrundfunk (*Cell Broadcasting*) genannt. Dadurch werden Nachrichten an alle Mobilstationen, die sich in einer bestimmten Region befinden, übermittelt. So kann man Nachrichten mit engem lokalen Bezug aussenden. Mangels alternativer paketorientierter Dienste wird bei Mehrwertdiensten immer häufiger der Short Message Service als Trägerdienst verwendet. Dabei werden Transportschicht-Funktionen wie Fragmentierung und Adressierung innerhalb der Mobilstation durch geeignete Codierung innerhalb der Kurznachrichten realisiert.

### A.1.2 Trägerdienste der GSM Phasen I+II

Das GSM-Netz unterstützt verschiedene Varianten zur Datenübertragung, wobei das GSM-Netz hierbei als *Träger* für die Datenübertragung zur Verfügung steht. Die Trägerdienste erlauben die Nutzung des GSM-Netzes für Nichtsprachdienste bis 9600 bit/s. Da die Sprachübertragung auch in den nächsten Jahren noch den hauptsächlichen Verkehrsanteil darstellen wird und die Datendienste mit noch unter 10 % Anteil am gesamten Übertragungsvolumen einnehmen, wurden die Trägerdienste nur zum Teil als *essential* eingestuft.

Die Trägerdienste im GSM bieten die Möglichkeit, mit einem Kommunikationspartner, der Zugang zum GSM oder auch anderen Netzen besitzt, Daten auszutauschen. Mit Hilfe der Trägerdienste sind Anbindungen an folgende Netze vorgesehen:

- Öffentliche Telefonnetze PSTN (Public Switched Telephone Network)
- Dienstintegrierendes digitales Netz ISDN (Integrated Services Digital Network)
- Öffentliches paketvermittelndes Datennetz PSPDN (Packet Switched Public Data Network)
- Öffentliches leitungsvermittelndes Datennetz CSPDN (Circuit Switched Public Data Network)

### Verbindung eines GSM-Netzes an ein PSTN

Die Unterstützung eines Datenübertragungsprotokolls ist in GSM nur mit Hilfe einer im Netz für dieses Protokoll erforderlichen Modem-Funktion möglich. Daher wird in GSM von den innerhalb der CCITT standardisierten Protokollen für Datenübertragungen über ein analoges Fernsprechnetz (PSTN) nur eine begrenzte Anzahl zur Anbindung an dieses Netz angeboten. Die unterstützten Modemtypen, die Übertragungsraten und die Übertragungsarten sind in Tabelle A.2 zusammengestellt.

Tabelle A.2: Im GSM unterstützte Modemtypen

Modemtyp	Übertragungsrate	Übertragungsart
V.21	300 bit/s	asynchron
V.22	1200 bit/s	asynchron/synchron
V.22bis	2400 bit/s	synchron
V.23	1200/75 bit/s	asynchron
V.26ter	2400 bit/s	synchron
V.32	4800, 9600 bit/s	synchron

In Abbildung A.1 wird die Verbindung zwischen einem GSM-Teilnehmer und einem PSTN-Teilnehmer veranschaulicht.

### Verbindung eines GSM-Netzes an ein ISDN

Obwohl beim Zugang zum ISDN keine Übertragung auf digitalen Strecken erforderlich ist, muß hier eine der Trägerdienst-Datenrate entsprechenden Ratenadaption durchgeführt werden. In Abbildung A.1 ist diese Zusammenarbeit zwischen GSM und ISDN dargestellt.

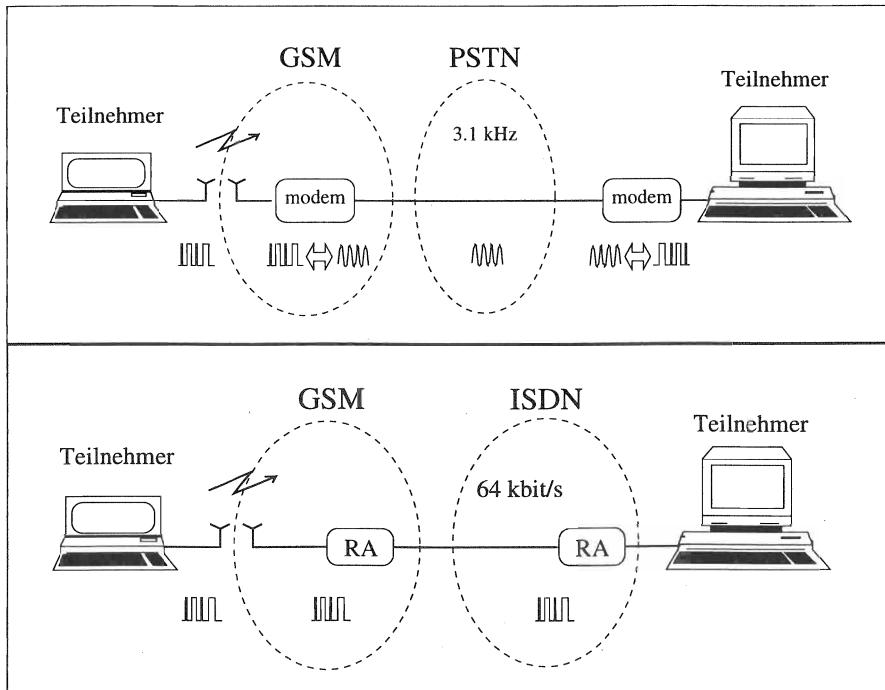


Abbildung A.1: Verbindung eines GSM-Netzes an ein PSTN bzw. ISDN

### Verbindung eines GSM-Netzes an ein PSPDN

Bei der Anbindung an das PSPDN werden prinzipiell zwei Zugangsmöglichkeiten unterschieden, der direkte Zugang und der Zugang über eine PAD<sup>4</sup>-Einrichtung.

Beim direkten Zugang ist der Teilnehmer durch die physikalische Verbindung seiner Datenübertragungseinrichtung identifiziert und überträgt direkt nach den in ITU-X.25 festgelegten Protokollen.

Beim Zugang über eine PAD-Einrichtung werden die Daten auf der Teilnehmerseite mit einem in ITU-X.28 definierten Start-Stop-Verfahren übertragen. Die Prozeduren für die Identifizierung des Teilnehmers sind in der

<sup>4</sup>Packet-Assembly Disassembly

ITU-Empfehlung X.32 definiert.

In GSM werden drei Arten des Zugangs definiert: der *<Basic PAD Access>*, der *<Dedicated PAD Access>* und der *<Dedicated Direct Access>*. Der im GSM sogenannte *Basic PAD Access* benutzt ähnlich einem Zugang über PSTN die gerade beschriebene PAD-Einrichtung. Dies kann einfach realisiert werden, indem zwischen GSM und PSPDN ein PSTN und ein PAD genutzt wird.

Im Gegensatz dazu findet beim *Dedicated PAD Access* und beim *Dedicated Direct Access* ein direkter Übergang vom GSM-Netz zu dem PSPDN statt. Der GSM-Teilnehmer kann direkt einen Teilnehmer anwählen. Die Identifizierung gegenüber dem PSPDN und die Weiterleitung der entstehenden Gebühren übernimmt der GSM-Netzbetreiber.

### **Verbindung eines GSM-Netzes an ein CSPDN**

CSPDNs bieten im Gegensatz zu PSPDN nur leitungsvermittelnde paketorientierte Datenübertragungen an. Bei der Anbindung GSM CSPDN kann auf Modems verzichtet werden. Im Netz muß ähnlich dem Zugang zum ISDN eine Ratenadaption angeboten werden. Bei dieser Anbindung werden nur synchrone Übertragungen mit den Datenraten 2400, 4800 und 9600 bit/s unterstützt.

In Tabelle A.1.2 sind noch einmal alle Trägerdienste für Datenübertragungen im GSM zusammengestellt, wobei T transparenter und NT nicht-transparenter Übertragungsmodus bedeutet (die Unterschiede der beiden Trägerdienste werden in den folgenden Abschnitten erklärt).

Trägerdienst	Art der Übertragung	Partner- netz	Ein- führung
Asynchron 300 bit/s	T/NT	PSTN/ISDN	E2
Asynchron 1.2 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN	E2
Asynchron 12000/75 bit/s	T/NT	PSTN/ISDN	A
Asynchron 2.4 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN	A
Asynchron 4.8 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN	A
Asynchron 9.6 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN	A
Synchron 2.4 kkit/s	T	PSTN/ISDN/ CSPDN	A
Synchron 4.8 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN/ CSPDN	A
Synchron 9.6 kbit/s	T/NT	PSTN/ISDN/ CSPDN	A
PAD Access 300 bit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	E2
PAD Access 1.2 kbit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	E2
PAD Access 1200/75 bit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	A
PAD Access 2.4 kbit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	A
PAD Access 4.8 bit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	A
PAD Access 9.6 kbit/s (asynchron)	T/NT	PSPDN	A
Packet Access 2.4 kbit/s (synchro n)	NT	PSPDN	E3
Packet Access 4.8 kbit/s (synchro n)	NT	PSPDN	E3
Packet Access 9.6 kbit/s (synchro n)	NT	PSPDN	E3

Tabelle A.3: Trägerdienste für Datenübertragungen im GSM

Codierrate	Interleaving Tiefe	Datenrate	
		Vollratenkanal	Halbratenkanal
R= 1/2 (punktiert)	19-23 Bursts	9.6 kbit/s	4.8 kbit/s
R= 1/3	19-23 Bursts	4.8 kbit/s	2.4 kbit/s
R= 1/6	8 Bursts	2.4 kbit/s	nicht

Tabelle A.4: Kanalcodierung und Interleaving beim transparenten Datendienst

### Der transparente Trägerdienst

Verwendet ein Teilnehmer einen transparenten Dienst, so wird für den Verkehrskanal nur Kanalcodierung verwendet und die Daten ohne Unterstützung durch spezielle wiederholende Fehlersicherungsprotokolle übertragen. Überschreiten die Störungen die Korrekturfähigkeit der verwendeten Kanalkodierung, so ist der empfangene Datenstrom fehlerhaft, die Daten werden jedoch mit konstantem Durchsatz und konstanter Verzögerungszeit übertragen. Die Qualität des Dienstes (gemessen an der Bitfehlerrate) ist von der Güte des Funkkanals abhängig.

Durch die Anwendung unterschiedlich leistungsfähiger Fehlerkorrekturverfahren (Faltungscodes) ergeben sich je nach Art des Kanals unterschiedliche Datenraten (Tabelle A.4).

### Der nichttransparente Trägerdienst

Beim nichttransparenten Trägerdienst wird ein Sicherungsschichtprotokoll, das *Radio Link Protocol* (RLP) eingesetzt, um unter anderem die Kommunikation durch Fehlererkennung und wiederholte Übertragung abzusichern bzw. durch Datenflußsteuerung zu optimieren.

Dieses Protokoll führt zu einer äußerst geringen Restbitfehlerwahrscheinlichkeit ( $< 10^{-9}$ ), wobei der Durchsatz und die Verzögerungszeit der Übertragung jedoch durch die Wiederholungen funkfeldbedingt stark schwanken können.

In den Empfehlungen zum nichttransparenten Trägerdienst (GSM 04.22 und GSM 05.03) wurde die Verwendung des Faltungskodes mit der Kodierrate 1/2 aus Tabelle A.4 fest vorgesehen. Die Auswahl der festen Kanalkodierrate legt die maximale Datenrate auf einem GSM-Verkehrskanal fest. Der Einsatz höherer als auch niedrigerer Raten wird jedoch zur Zeit in den Standardisierungsgremien neu untersucht. Dadurch kann einerseits eine höhe-

re Resistenz gegenüber Kanalstörungen erreicht werden, in Regionen guter Empfangsverhältnisse könnten hingegen höhere Datenraten wie z.B. 14,4 kbit/s angeboten werden.

### A.1.3 Dienste der GSM-Phase II+

In der GSM Standardisierungsphase II+ wurden besonders die Zusatzdienste denen im ISDN und den Anforderungen im Mobilfunk weiter angepaßt. Daneben wurden jedoch auch neue Tele- und Trägerdienste entwickelt, die die Netzbetreiber ihrem System optional zufügen können.

#### Vollratensprachdienst mit verbesserter Qualität, EFR

Nach dem Halbratensprachdienst soll dieser Sprachdienst eine höhere Sprachqualität gegenüber dem durch GSM 06.10 definierten Sprachkoder liefern (EFR, Enhanced Full Rate). Die Sprachqualität soll im ungestörten Fall von der Qualität in analogen Festnetzen nicht zu unterscheiden sein und im gestörten Fall weniger störende Signale als der Vollratensprachdienst an den Zuhörer weitergeben.

#### Paket-Datendienste (GPRS)

Die steigende Nachfrage nach Datendiensten bei Festnetzen und bei Datenfunknetzen regte auch die Mitglieder der ETSI zum Entwurf eines Verfahrens zur paketierten Datenübertragung in der GSM Architektur an. Durch Kombination mehrerer Kanäle könnte GPRS dann auch höhere Datenraten anbieten als 9600 bit/s.

Die im Rahmen dieser Arbeit entwickelten Vorschläge sind dabei zum Teil in die Standardisierung eingeflossen.

#### Hochgeschwindigkeits-Datendienste, HSCSD

Neben den Vorschlägen zur paketierten Datenübertragung wurde auch bei leitungsvermittelten Datendiensten ein steigender Bedarf an höheren Bitraten verzeichnet. Zwar erfordert eine höhere Bitrate eine parallele Nutzung mehrerer Verkehrskanäle und ist somit für den Nutzer ein kostenintensiver Dienst, bei Kleinzellensystemen könnte dieser Dienst jedoch günstiger werden. Ein solcher Dienst wäre ohne große Änderungen in den GSM-Standards

möglich und könnte somit vor der Einführung des GPRS einen großen Teil der Anwendungen tragen.

### GSM-Railway-Anwendungen

Die Entscheidung der Vereinigung Europäischer Bahnen (UIC<sup>5</sup>), ein gemeinsames Systemkonzept zur Kommunikation und Steuerung im europäischen Bahnensystem auf die GSM-Architektur aufzubauen, bedingte die Einführung einer ganzen Reihe von neuen Tele- und Trägerdiensten.

Die Anforderungen der Bahnen, die in GSM zusätzlich in Phase II+ standardisiert werden sollen, wurden in vier Arbeitspunkte zusammengefaßt. Diese Arbeitspunkte sind:

- Sprache- und Daten-Verteildienste (Broadcast calls)
- Gruppenrufe (Group calls)
- Prioritäten mit Verdrängung (Prioritisation and preemption)
- Schneller Verbindungsauflauf (Fast call setup)

Außerdem denkt man auch daran, GPRS für GSM-Railway-Anwendungen zu verwenden.

## A.2 Elemente und Verfahren im GSM-System

Das GSM-System setzt sich aus folgenden Teilsystemen zusammen:

- **Funk-Teilsystem**  
bestehend aus Mobilstationen (Mobile Station, MS) inclusive SIM-Karte<sup>6</sup> und Basisstationssystemen (Base Station System, BSS)
- **Vermittlungs-Teilsystem (Network and Switching Subsystem, NSS)** bestehend aus Mobilvermittlungsstelle (Mobile Services Switching Center, MSC), Heimatdatei (Home Location Register, HLR) und Besucherdatei (Visitor Location Register, VLR)
- **Betreiber-Teilsystem (Operation System, OSS)** bestehend aus Authentifikationszentrum (AuC), Geräteidentifizierungsregister (EIR) und Betriebs- und Wartungszentrum (OMC).

In Abbildung A.2 sind die Teilsysteme und deren Komponenten dargestellt.

---

<sup>5</sup>Union Internationale des Chemins de Fer

<sup>6</sup>Subscriber Identity Module

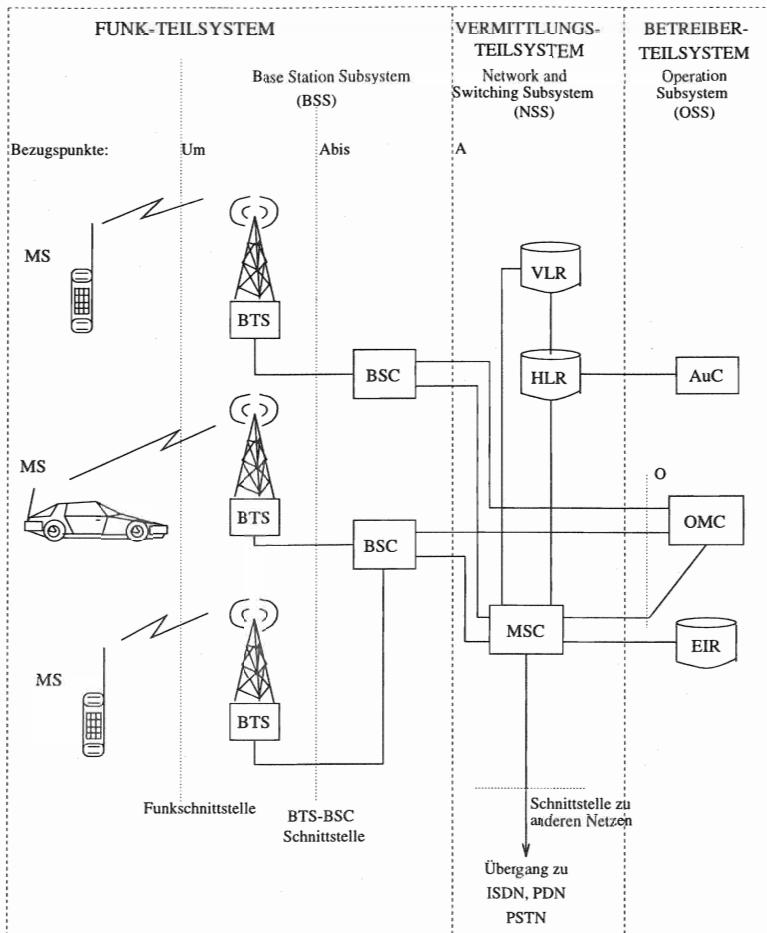


Abbildung A.2: Funktionale Architektur des GSM-Mobilfunknetzes

### A.2.1 Kanalstruktur der Funk-Schnittstelle

Das primäre Band des GSM-Systems besteht aus zwei Teilbändern zu je 25 MHz im 900 MHz, welche im Frequenzduplex-Verfahren als sogenannter Uplink (MS->BTS) bei 890-915 MHz und Downlink (BTS->MS) bei 935-

960 MHz 124 Kanäle mit einem Mittenfrequenzabstand von 200 kHz zur Verfügung stellen (In Deutschland: D1 und D2). Abhängig von nationalen Zulassungen gibt es neben diesem Primärband GSM Systeme in Bändern bei 1800 oder 1900 MHz (In Deutschland E+). Die so entstandenen Kanäle werden im Zeitmultiplexverfahren TDM<sup>7</sup> mit einer Rahmenlänge von 8 Slots eingeteilt, wobei ein TDM-Rahmen eine Dauer von 120/26 ms (etwa 4.615 ms) hat. Die Funkschnittstelle steht für die Dauer eines Slot, also 15/26 ms (etwa 0.577 ms), exclusiv und ununterbrochen einer Mobilstation zum Senden bzw. Empfang von Daten zur Verfügung. Damit eine Mobilstation mit einem Vollratenkanal nicht gleichzeitig senden und empfangen können muß, wurden die TDM-Strukturen von Up- und Downlink um drei Zeitschlüsse, also rund  $1.7\mu\text{s}$  untereinander verschoben.

### GSM-Burststrukturen

Innerhalb dieser Slots übertragen nun Mobilstation bzw. Basisstation Daten in Form von Bursts. Von diesen Bursts gibt es fünf unterschiedliche Typen

- Der Normal Burst trägt auf Up- und Downlink im allgemeinen Signalisierungs- und Datenverkehr 114 bit. 26 bit und jeweils 3 bit an beiden Enden stehen für Equalizer Training und Begrenzung zur Verfügung. Weiterhin gibt es 2 bit zur Angabe des Inhaltstyps (Stealing Bits).
- Der Access Burst wird beim Zufalls-Zugriff auf dem RACH (Random Access Channel) im Uplink benutzt, trägt nur 36 bit kodierte Daten und 48 bit am Anfang und 3 bit am Ende für Equalizer Training und zur Begrenzung. Durch Kodierung und Prüfsumme bleiben für die Nutzdaten nur noch 8 bit.
- Der Frequency Correction Burst wird auf dem Downlink zur Korrektur der Frequenz übertragen und enthält ein bekanntes Bitmuster.
- Der Synchronisation Burst wird auf dem Downlink zur Synchronisation übertragen und enthält ein bekanntes Bitmuster.
- Der Dummy Burst stellt eine Hilfsdefinition eines leeren Bursts dar.

### Logische Kanäle

Die Slots gleicher Position in aufeinanderfolgenden TDMA-Rahmen setzen sich wiederum zu logischen Kanälen zusammen. Für die logischen Kanäle

---

<sup>7</sup>Time Devision Multiplex

gibt es zwei unterschiedliche Strukturvarianten. Für Verkehrskanäle setzt sich ein Multiframe aus 26 TDM-Rahmen und somit 26 Slots zusammen. Auf Verkehrskanäle wird hauptsächlich Sprach- oder Datenverkehr getragen. Bei Steuerkanälen setzt sich ein Multiframe aus 51 TDM-Rahmen zusammen. Diese Steuerkanäle werden pro Zelle von verschiedenen Mobilstationen zum Austausch von Signalisierdaten genutzt.

### Struktur der Verkehrskanäle

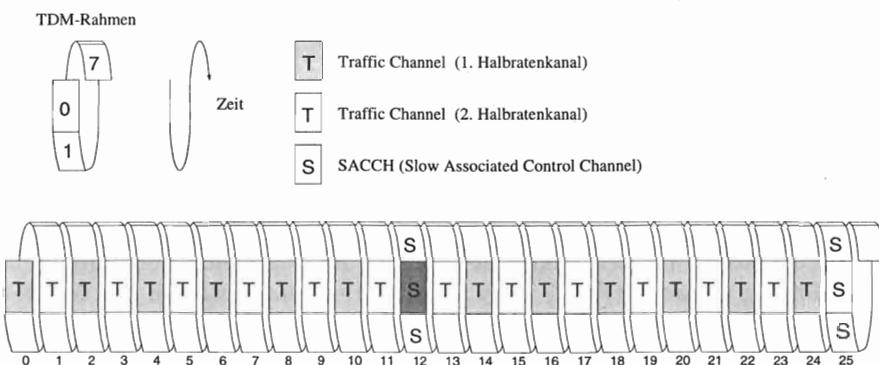


Abbildung A.3: Zeitliche Organisation eines Verkehrskanals im GSM

Bei den Verkehrskanälen unterscheidet man im GSM-Standard zwischen Vollraten- und Halbratenkanälen. Bei Halbratenkanälen stehen die Slots abwechselnd einer der beiden Verbindungen zur Verfügung. In dem 26er Multiframe werden bei Verkehrskanälen die Rahmen 13 und 26 nicht für die Übertragung von Nutzdaten verwendet. Sie stellen den SACCH (Slow Associated Control Channel) dar, der zur kontinuierlichen Übertragung von handoverunterstützenden Meßwerten jedem Verkehrskanal (Traffic Channel, TCH) beigeordnet sind. Der SACCH kann auch weitere Signalisierdaten während einer laufenden Verkehrsverbindung tragen, wie sie zum Beispiel zur Unterstützung der Handover-Prozedur benötigt wird.

Bei hohem Signalisierbedarf können neben dem SACCH auch andere Slots zur Übertragung von Signalisierdaten genutzt werden. Dies wird durch die

beiden im Normal Burst enthaltenden Stealing Flags angezeigt. Der so entstandene logische Kanal heißt FACCH (Fast Associated Control Channel).

### Struktur der Steuerkanäle

Neben den in der Verkehrskanalstruktur getragenen dedizierten Steuerkanäle SACCH und FACCH gibt es noch weitere logische Kanäle zur Übertragung von Steuerdaten, die entweder zur Verteilkommunikation (Broadcast Control Channel, BCCH) oder von verschiedenen Verbindungen gemeinsam (Common Control Channel , CCCH) genutzt werden.

- Frequency Correction Channel (FCCH) trägt auf dem Downlink die Frequency Correction Bursts
- Synchronisation Channel (SCH) trägt auf dem Downlink die Synchronisation Bursts
- Broadcast Control Channel (BCCH) trägt auf dem Downlink netzbeschreibende Informationen, wie eine genaue Beschreibung der verwendeten Kanalstruktur, Identifikationen des Netzes und der Zellen, Parametern für den Zugriff als auch die im Netz genutzten Optionen.
- Paging Channel (PCH) trägt Nachrichten zum Ausrufen von Mobilstationen.
- Access Grant Channel (AGCH) trägt Nachrichten zum Zuweisen einer Mobilstation auf einen dedizierten Kanal nach einem Zufallszugriff.
- Stand-Alone Dedicated Control Channel (SDCCH) dient als dedizierter Kanal, wenn aufgrund der benötigten Datenrate kein Verkehrskanal notwendig ist.
- Cell Broadcast Channel (CBCH) trägt Verteildaten für alle Mobilstationen.

Für die Multiframes der Steuerkanäle gibt es für Up- und Downlink zur Zeit 4 unterschiedliche Kombinationsmöglichkeiten, die nach der Anzahl der Träger in einer Zelle genutzt werden. So stehen Zellen mit wenigen Trägerfrequenzen Kombinationen zur Verfügung, in denen auf einem TDM-Kanal sämtliche, zum Betrieb notwendigen Steuerkanäle angeboten werden.

## ANHANG B

---

# Konstruktion und Einsatz von RCC-Codes

In Abschnitt 4.4.7 wurde der Einsatz von ratenkompatiblen Faltungscodes (RCC) beschrieben.

Hier soll nun detailliert auf deren Konstruktion nach [186][61][84] eingegangen und die Matrizen für einige Faltungscodes angegeben werden.

Am Ende dieses Kapitels werden außerdem die im RLP-II in Kapitel 8 eingesetzten RCC-Codefamilien dargestellt.

## B.1 RCPC-Codes

Ein Faltungscode der Rate  $b/V$  kann konstruiert werden, indem man  $(2b - V)$  Bitstellen aus einem codierten Datenwort der Länge  $2b$  herausstreicht (punktiert).

$$R = \frac{1}{2} \frac{2b}{(2b - (2b - V))} = \frac{b}{V} \quad (\text{B.1})$$

Das Punktieren wird anhand einer Punktiermatrix ( $\underline{\underline{P}}$ ) vorgenommen. Für einen  $(2,1,K)$ -Faltungscoder hat bei einer Periode  $b$  die Punktiermatrix  $b$  Spalten und 2 Zeilen. Jede Zeile korrespondiert mit einem der 2 Coderausgängen. Jede Spalte enthält die Punktievorgabe für einen Codierzyklus. Die Elemente von  $\underline{\underline{P}}$  bestehen aus 0 und 1. Eine 0 entspricht dem Punktieren eines Ausgangsbits. Bei einer 1 wird die Bitstelle übertragen.

Die verwendeten Punktiermatrizen dürfen keine katastrophalen<sup>1</sup> punktierten Faltungscodes ergeben.

Für den  $(2,1,7)$ -Faltungscode aus Tabelle 4.1 ergibt sich z.B. für Übertragungsrate  $7/8$  folgende optimale Punktiermatrix [84]:

$$\underline{\underline{P}}_0 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (\text{B.2})$$

---

<sup>1</sup>Ein Faltungscode heißt katastrophal, wenn er durch eine kleine Anzahl von Fehlern in einen Zustand gebracht wird, daß beim Decodieren nur noch Fehler produziert werden

Zwei verschieden punktierte Faltungscodes, welche vom gleichen Originalcode stammen, heißen raten-kompatibel, falls die Punktiermatrix des hochratigen Codes Untermenge der Punktiermatrix des niederratigen Codes ist. Das bedeutet, daß alle nicht punktierten Bits des hochratigen Faltungscodes auch beim niederratig codierten Faltungscode enthalten sind. Für eine gegebene hochratige Übertragungsmatrix  $\underline{\underline{P}}_0$  kann ein Faltungscode kleinerer Übertragungsrate generiert werden, indem man in  $\underline{\underline{P}}_0$  eine kleine Anzahl von 0 durch 1 ersetzt.

Aus der Matrix in Gl. (B.3) kann ein Code mit Übertragungsrate 7/10 durch die folgende Punktiermatrix erzielt werden:

$$\underline{\underline{P}}_1 = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (\text{B.3})$$

Optimale Punktiermatrizen für verschiedene Faltungscoder werden in Tabelle B.1 vorgestellt. Ausgehend von diesen Punktierschriften für Coder verschiedener Codierstärke kann man eine große Anzahl von RCPC-Familien konstruieren.

Zum Decodieren von RCPC-Codes kann z.B. der Viterbi-Algorithmus wie folgt modifiziert werden: Seien  $x_{kj}$ ,  $j = 1, 2$ , die Bits an den Ausgängen des Faltungscoders und  $y_{kj}$  die übertragenen (nicht punktierten) Bitstellen. Die Pfadmetrik beim  $k^{ten}$  Takt im Trellisdiagramm lässt sich wie folgt berechnen:

$$\gamma_k = \sum_{j=1}^2 \alpha_{kj} x_{kj} y_{kj}, \quad (\text{B.4})$$

wobei  $\alpha_{kj}$  gleich null oder eins ist, je nachdem ob das entsprechende  $x_{kj}$  punktiert wurde oder nicht.

## B.2 Konstruktion von RCPC-Codes

Ausgehend von einer optimalen Punktiermatrix (Tab. B.1) für einen punktierten Faltungscode der Rate  $(V-1)/V$  und der Einflußlänge  $K$  werden Faltungscodes niedriger Übertragungsrate konstruiert. Ein solcher Code kann kein "katastrophaler" Code sein, da er aus einem nicht "katastrophalen" punktierten Faltungscode erzeugt wurde. Ist  $\underline{\underline{P}}_0$  die Punktiermatrix der Rate  $(V-1)/V$  und beinhaltet sie insgesamt  $(V-2)$  Nullen, so wird zur Konstruktion folgendes Verfahren verwendet:

Rate	Einflußlänge					
	5		7		9	
	$d_f$	Matrix	$d_f$	Matrix	$d_f$	Matrix
$\frac{1}{2}$	7	1(23) 1(17)	10	1(133) 1(171)	12	1(561) 1(753)
$\frac{2}{3}$	4	11 10	6	11 10	7	11 10
$\frac{3}{4}$	3	101 110	5	110 101	6	111 100
$\frac{4}{5}$	3	1010 1101	4	1111 1000	5	1101 1010
$\frac{5}{6}$	3	10111 11000	4	11010 10101	5	10110 11001
$\frac{6}{7}$	3	101010 110101	3	111010 100101	4	110110 101001
$\frac{7}{8}$	3	1010011 1101100	3	1111010 1000101	4	1101011 1010100
$\frac{8}{9}$	3	10100011 11011100	3	11110100 10001011	4	11100000 10011111
$\frac{9}{10}$	2	111110011 100001100	3	111101110 100010001	4	111000101 100111010
$\frac{10}{11}$	2	1000000101 1111111010	3	1110110111 1001001000	4	1000101100 1111010011
$\frac{12}{13}$	2	101101111011 110010000100	3	111111110101 100000001010	4	110000011010 101111100101
$\frac{13}{14}$	2	1110110110111 1001001001000	3	1101000001111 1010111110000	4	1100000100 001 1011111011 110

Die Generatorpolynome sind im Oktalsystem angegeben

Tabelle B.1: Optimale Punktiermatrizen  $\underline{\underline{P}}_0$  für verschiedene Faltungscoder [186]

1. Ersetzen von  $h_1$ , ( $1 \leq h_1 \leq (V - 2)$ ), Nullen in  $\underline{\underline{P}}_0$  durch Einsen. Der neue punktierte Faltungscode hat die Übertragungsrate  $(V - 1)/(V + h_1)$  und ist ratenkompatibel zu  $(V - 1)/V$ . Die konstruierte Punktiermatrix  $\underline{\underline{P}}_1$  hat  $(V - 2 - h_1)$  Nullen..

2. Wiederholung von Unterpunkt 1 für  $\underline{\underline{P}}_{-1}$ . D.h. Ersetzen von  $h_2$ , ( $1 \leq h_2 \leq (V - 2 - h_1)$ ), Nullen aus  $\underline{\underline{P}}_1$  durch Einsen. Der so gewonnene punktierte Faltungscode hat die Übertragungsrate  $(V - 1)/(V + h_1 + h + 2)$  und ist ratenkompatibel zu  $(V - 1)/V$  bzw. zu  $(V - 1)/(V + h_1)$ .
3. Im allgemeinen werden im  $i^{ten}$ -Schritt  $h_i$  Nullen in der  $\underline{\underline{P}}_{-i-1}$  ersetzt.

Das Verfahren endet, wenn alle Nullen durch Einsen ersetzt wurden. Der damit konstruierte Faltungscode ist nicht mehr punktiert. Durch diese Konstruktionsmethode kann eine Familie von RCPC-Codes gewonnen werden. Ist der Wert von  $h_i$ ,  $i = 1, 2, 3, \dots$ , für alle Schritte gleich, können  $(1 + (V - 2)/h)$  RCPC-Codes mit Übertragungsraten:

$$R = \frac{(V - 1)}{(V + i \cdot h)}, \quad i = 1, 2, 3, \dots \quad (\text{B.5})$$

konstruiert werden.

### B.3 RCRC-Codes

Raten-kompatiblen Repetitions-Faltungscodes (RCRC-Codes) erlauben durch mehrfache Übertragung einzelner Stellen im Bitstrom des Coders die Übertragungsrate beim Einsatz des gleichen Faltungscodes weiter zu senken.

Eine RCRC-Codefamilie startet mit Übertragungsrate des Faltungscodes. Ein  $(2,1,K)$ -Faltungscode erzeugt codiert Bitsequenzen der Länge  $b$  zu Codeworten der Länge  $2b$ . Ein Repetitionscode wird erhalten, indem man einzelne Stellen im Codewort mehrfach überträgt. Nach welchem Schema die einzelnen Bitstellen behandelt werden, wird in einer Repetitionsmatrix  $\underline{\underline{Q}}$  festgelegt. Die Elemente einer Repetitionsmatrix sind dabei  $\geq 1$  und geben an, wie oft die entsprechenden Bitstellen übertragen werden. Die Summe aller Elemente von  $\underline{\underline{Q}}$  gibt die Anzahl der übertragenen Bits pro codierter Datensequenz.

Ausgehend von dem  $(2,1,7)$  Faltungscode aus Tabelle 4.1 ergibt sich z.B. eine Übertragungsrate  $7/16$  und Repetitionsmatrix  $\underline{\underline{Q}}_1$ , die wie folgt konstruiert werden:

$$\underline{\underline{Q}}_1 = \left[ \begin{array}{ccccccc} 2 & 1 & 2 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{array} \right] \quad (\text{B.6})$$

Zwei Repetitionscodes, welche aus dem gleichen Basiscode stammen, heißen raten-kompatibel, wenn jedes Element der Repetitionsmatrix des niederrangigen Codes größer oder gleich dem korrespondierenden Element der höherrangigen Repetitionsmatrix ist. Damit ergibt sich für eine Übertragungsrate von  $7/18$  die folgende Matrix:

$$\underline{\underline{Q}}_2 = \begin{bmatrix} 3 & 1 & 2 & 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & 2 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad (\text{B.7})$$

Zum Decodieren von RCRC-Codes kann z.B. der Viterbi-Algorithmus wie folgt modifiziert werden: Eine Bitstelle  $x_{kj}$  in einem Datenstrom wird vervielfacht, sei  $d_{kj}$  die Anzahl der Duplikate von  $x_{kj}$ , und  $y_{kj}$  mit  $j = 1, 2, \dots, d_{kj}$  die entsprechend empfangenen Bits für  $x_{kj}$ . Die Pfadmetrik beim  $k^{ten}$  Takt im Trellisdiagramm lässt sich wie folgt berechnen:

$$\gamma_k = \sum_{j=1}^2 x_{kj} \sum_{l=1}^{d_{kj}} y_{kj}^{(l)} \quad (\text{B.8})$$

## B.4 Konstruktion von RCRC-Codes

Bei der Konstruktion von raten-kompatiblen Repetitions-Faltungscodes wird von der Übertragungsrate des Faltungscodes ausgegangen. Das ist auch die niedrigste Rate einer RCRC-Codefamilie. Dabei wird eine verallgemeinerte Interpretation der Punktiermatrix verwendet: Die Repetitionsmatrix  $\underline{\underline{Q}}$ . Raten-kompatible Repetitionsmatrizen können wie folgt aus der Matrix  $\underline{\underline{Q}}_0$  erzeugt werden:

1. Inkrementiere  $l_1$ , ( $1 \leq l_1 \leq 2(V - 1)$ ) Elemente aus  $\underline{\underline{Q}}_0$  um 1. Die so konstruierte Repetitionsmatrix hat eine Übertragungsrate  $(V - 1)/[2(V - 1) + l_1]$ . Aus ihren Elementen sind  $2(V - 1) + l_1$  gleich 1 und  $l_1$  gleich 2.
2. Inkrementiere  $l_2$ , ( $1 \leq l_2 \leq 2(V - 1) - l_1$ ), Elemente aus  $\underline{\underline{Q}}_1$  um 1. Der resultierende Code hat die Übertragungsrate  $(V - 1)/[2(V - 1) + l_1 + l_2]$  und ist ratenkompatibel zu  $\underline{\underline{Q}}_0$  und  $\underline{\underline{Q}}_1$ .
3. Im allgemeinen werden im  $i^{ten}$  Schritt  $l_i$  Elemente aus den verbleibenden  $2(V - 1) - l_1 - l_2 - \dots - l_{i-1}$  um 1 inkrementiert. Die so gewonnene Matrix  $\underline{\underline{Q}}_{i-1}$  entspricht einer Rate  $(V - 1)/[2(V - 1) + l_1 + l_2 + \dots + l_i]$ .

$R_i = \frac{7}{(8 + 2 \cdot i)}, i = 0, 1, 2, 3$							
Rate	$d_{free}$	Matrix		Rate	$d_{free}$	Matrix	
$\frac{7}{8}$	3	$\underline{\underline{P}}_0$	1111010 1000101	$\frac{7}{10}$	5	$\underline{\underline{P}}_1$	1111110 1001101
$\frac{7}{12}$	7	$\underline{\underline{P}}_2$	1111111 1101101	$\frac{7}{14}$	10	$\underline{\underline{P}}_3$	1111111 1111111
$R_i = \frac{7}{(14 + 2 \cdot i)}, i = 1, 2, 3, \dots$							
Rate	$d_{free}$	Matrix		Rate	$d_{free}$	Matrix	
$\frac{7}{16}$	10	$\underline{\underline{Q}}_1$	2112111 1111111	$\frac{7}{18}$	11	$\underline{\underline{Q}}_2$	2112112 1111211
$\frac{7}{20}$	12	$\underline{\underline{Q}}_3$	2112112 1221211	$\frac{7}{22}$	14	$\underline{\underline{Q}}_4$	2122112 1221221

Tabelle B.2: RCC-Codefamilie für einen (2,1,7) Faltungscode.  $R_0 = 7/8$  [84]

Diese Prozedur wird so lange durchgeführt, bis alle Elemente aus  $\underline{\underline{Q}}_0$  durch 2 ersetzt wurden. Die so gewonnene Matrix hat eine Übertragungsraten:

$$R = \frac{(V - 1)}{4(V - 1)} = \frac{1}{4}. \quad (\text{B.9})$$

Für den Fall, daß die Anzahl der zu inkrementierenden Elemente,  $l_i$ , immer konstant und gleich  $h$  ist, können RCRC-Familien fallender Übertragungsraten erzeugt werden.

$$R = \frac{(V - 1)}{[2(V - 1) + i \cdot h]}, i = 1, 2, \dots \quad (\text{B.10})$$

Es gibt kein Minimum für die erreichbare Übertragungsraten, jedoch ist ein Repetitionscode immer schlechter als ein Faltungscode gleicher Rate.

Die Differenzmatrizen für die RCC-Codefamilie nach Tabelle B.2 sind in Tabelle B.3 beschrieben.

Differenzmatrix			Differenzmatrix		
$P_0$	—	1111010 1000101	$D_0$	$P_1 - P_0$	0000100 0001000
$D_1$	$P_2 - P_1$	0000001 0100000	$D_2$	$P_3 - P_2$	0000000 0010010
$D_3$	$Q_1 - P_3$	1001000 0000000	$D_4$	$Q_2 - Q_1$	0000001 0000100
$D_5$	$Q_3 - Q_2$	0000000 0110000	$D_6$	$Q_4 - Q_3$	0010000 0000010

Tabelle B.3: Differenzmatrizen für die RCC-Familie des (2,1,7) Faltungscode

## B.5 Tabelle der im RLP-II eingesetzten RCC-Codefamilien

Die im RLP-II in Kapitel 8 eingesetzten RCC-Codefamilien (Tabelle 8.1) wurden nach dem oben angegebenen Verfahren erzeugt. Die Punktier-, Differenz- und Repetionsmatrizen des Senders  $\underline{D}_0 = \underline{P}_0$ ,  $\underline{D}_1 \dots \underline{D}_3$  und des Empfängers  $\underline{Q}_0 \dots \underline{Q}_4$  und die sich aus der Punktierung ergebenden Raten sind in den Tabellen B.4 und B.5 dargestellt.

RCC	$V_{nr}$	$\underline{\underline{D}}_i$	$\underline{\underline{Q}}_i$	$R$
2..3	1	11 10	11 10	2/3
	2	11 01	22 11	2/6
	3	10 11	32 22	2/9
	4	01 11	33 33	2/12
3..4	1	111 100	111 100	3/4
	2	101 011	212 111	3/8
	3	010 111	222 222	3/12
	4	111 100	333 322	3/16
4..5	1	1101 1010	1101 1010	4/5
	2	1011 0101	2112 1111	4/10
	3	0110 1110	2222 2221	4/15
	4	1101 1001	3323 3222	4/20

Tabelle B.4: Im TypII-RLP verwendete Punktier-, Differenz- und Repetitionmatrizen

RCC	$V_{nr}$	$\underline{D}_i$	$\underline{\underline{Q}}_i$	$R$
6..7	1	110110 101001	110110 101001	6/7
	2	101101 010110	211211 111111	6/14
	3	011011 101001	222222 212112	6/21
	4	101001 110110	323223 322222	6/28
10..11	1	1000101100 1111010011	1000101100 1111010011	10/11
	2	1111010011 0000111100	2111111111 1111121111	10/22
	3	0110101111 1000101100	2221212222 2111222211	10/33
	4	1001011000 1111010011	3222223222 3222232222	10/44
13..14	1	1100000100001 1011111011110	1100000100001 1011111011110	13/14
	2	1011111011110 0100001100001	2111111111111 1111112111111	13/28
	3	0111101111101 1000010000011	2222212222212 2111122111122	13/42
	4	1000010000011 0111101111101	3222222222223 2222223222223	13/56

Tabelle B.5: Im TypII-RLP verwendete Punktier-, Differenz- und Repetitionmatrizen



## INDEX

---

- $\eta_C$ , Wirkungsgrad der Kanalcodierung, 57
- Access-Burst, 212
- AGCH, Access Grant Channel, 214
- ARQ, Automatic Repeat Request, 58
- ARRP, Adaptive Request of Redundancy Profile, 157
- AuC, Authentification Center, 210
- BCCH, Broadcast Control Channel, 214
- BS, Base Station = BTS + BSC, 210
- BSC, Base Station Controller, 210
- BTS, Base Transceiver Station, 210
- Burst, 212
- CBCH, Cell Broadcast Channel, 214
- CCCH, Common Control Channel, 214
- CELLPAC-V&D, Konzeptvorschlag zum GPRS, 79
- CEPT, Conférence Européenne des Postes et Télécommunications, 199
- CIR, Carrier to Interference Ratio, 25
- CNCL, Communication Networks Class Library, 77
- CONV(m,n,K), Convolutional Code, 45
- CRC, Cyclic Redundancy Check, 43
- CSPDN, Circuit Switched Public Data Network, 204
- Dienstgüte, 3
- Downlink Basisstation -> Mobilstation, 211
- EFR, Enhanced Full Rate Voice Codec, 209
- ETSI, European Telecommunications Standard Institute, 199
- FACCH, Fast Associated Control Channel, 214
- fading, 21
- FCS, Frame Check Sequence, 43
- FEC, Forward Error Correction, 43
- GGSN, Gateway GPRS Support Node, 85
- GMSK, Gaussian Minimum Shift Keying, 28
- Go-Back-N-Strategie, 61
- GPRS, General Packet Radio Service, 79, 209
- GSM

- Railway, 210  
Standard, 200
- GSM, Global System for Mobile Communication, 199
- GSMDATA, Klassenbibliothek, 77
- Handover, 199
- HDLC, High Level Data Link Protocol, 59
- HLR, Home Location Register, 210
- HSCSD, High Speed Circuit Switched Data, 209
- Hybride ARQ/FEC-Protokolle, 67
- Interleaving, 50
- IP, Internet Protocol, 12
- ISDN, Integrated Services Digital Network, 204
- IWF, Interworking Function, 210
- Kanalmusterdateien, 36
- LAPDm, Link Access Protocol D-mobil, 119
- Lognormal-Prozeß, 24
- MAC, Medium Access Protocol, 85
- MMPP, Markov-Modulierter-Poisson-Prozeß, 17
- MREJ, Multiple Reject, 134
- MS, Mobile Station, 210
- MSC, Mobile Services Switching Center, 210
- MT, Multiple Timer, 129
- Multiframe, 212
- MV, Majority Vote, 131
- Normal-Burst, 212
- Packet Train, 16
- PCCH, Packet Control Channel, 87
- PCH, Paging Channel, 214
- PER, Packet Error Rate, 59
- PLMN, Public Land Mobile Network, 200
- PSPDN, Packet Switched Public Data Network, 204
- PSTN, Public Switched Telephone Network, 204
- Quellenverhalten, 3
- RACH, Random Access Channel, 212
- Rayleigh-Prozeß, 23
- RCC, Rate Compatible Convolutional Codes, 71
- RCPC, Rate Compatible Punctured Convolutional Codes, 71
- RCRC, Rate Compatible Repetition Convolutional Codes, 71
- REJ, Reject-Strategie, 61
- Rice-Prozeß, 24
- RLC, Radio Link Control Protocol, 85
- RLP
- Leistungsbewertung, 117
  - Radio Link Protocol, 208
- Roaming, 199
- RSC, Reed-Solomon-Codes, 138

- RXLEV, 35  
RXQUAL, 35
- SACCH, Slow Associated Control Channel, 213
- SAPI, Service Access Point Identifier, 119
- SDCCH, Stand-Alone Dedicated Control Channel, 214
- Send-and-Wait-Strategie, 61
- SGSN, Serving GPRS Support Node, 85
- Shadowing, 20
- SIM, Subscriber Identity Module, 210
- Slot, 212
- SMS, Short Message Service, 202
- SNDCP, Subnet Dependent Convergency Protocol, 85
- SOVA, Soft-Output-Viterbi-Algorithmus, 52
- SREJ, Selective Reject Strategie, 62
- SREJx, Extended Selective Reject, 128
- Störabstand, 25
- TCH, Traffic Channel, 213
- TCP, Transmission Control Protocol, 12
- TDM, Time Devision Multiplex, 212
- TDM-Rahmen, 212
- Teledienste in GSM, 201
- Trägerdienste in GSM, 203
- TU, typical urban, 22
- TU-3, 37
- TU-50, 37
- Typ-I-ARQ/FEC-Verfahren, 68
- Typ-II-ARQ/FEC-Verfahren, 68
- Typ-II-RLP, 143
- UIC, Union Internationale de Chemin de fer, 8
- Uplink, Mobilstation -> Basisstation, 211
- Viterbi-Algorithmus, 47
- VLR, Visitor Location Register, 210
- VRSC, Verkürzte Reed-Solomon-Codes, 136
- Wirkungsgrad der Kanalcodierung, 54



## NACHWORT

---

Die vorliegende Arbeit entstand während meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Lehrstuhl für Kommunikationsnetze der RWTH Aachen.

Mein Dank gilt Herrn Prof. Dr.-Ing. Bernhard Walke für die Anregungen zum Thema der Dissertation, die sehr gute, fortwährende Betreuung und Förderung der Arbeit, sowie die Übernahme des Referats.

Herrn Prof. Dr.-Ing. Peter Vary danke ich für die freundliche Übernahme des Korreferats und die kritischen Kommentare und Vorschläge zur Arbeit und zum Manuskript.

Bedanken möchte ich mich auch bei allen Diplomanden, Studienarbeitern und studentischen Hilfskräften, die durch ihre Arbeit wesentlich zum Gelingen beigetragen haben, und meinen Kollegen, insbesondere Herrn Dr. Herbert Steffan und Herrn Dr. Martin Junius für die vielen fruchtbaren Diskussionen.

Besonderer Dank geht an meine Frau Silvia Decker, ohne deren Kraft und Unterstützung ich diese Arbeit wohl noch immer nicht fertiggestellt hätte.

Nicht zuletzt möchte ich meinen Kindern Julia, Oliver und Melanie danken, die mir gezeigt haben, daß man in der gleichen Zeit wesentlich größere Lernerfolge erzielen kann und mir dadurch geholfen haben, meine eigene Arbeit besser einzuschätzen.

Aachen, Mai 1997

Peter Decker



## 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 paketisierte 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





