

**Lehrstuhl für Kommunikationsnetze**

# **Interaktiver Satellitenrundfunk für landmobile Teilnehmer**

Harald Ernst

Vollständiger Abdruck der von der Fakultät für Elektrotechnik und Informationstechnik der Technischen Universität München zur Erlangung des akademischen Grades eines

Doktor-Ingenieurs

genehmigten Dissertation.

Vorsitzender: Univ.-Prof. Dr.-Ing. Jörg Eberspächer

Prüfer der Dissertation: 1. Hon.-Prof. Dr.-Ing. Erich Lutz

2. Univ.-Prof. Dr.-Ing. Joachim Hagenauer

Die Dissertation wurde am 13.06.2006 bei der Technischen Universität München eingereicht und durch die Fakultät für Elektrotechnik und Informationstechnik am 16.10.2006 angenommen.



# Vorwort

Die vorliegende Arbeit entstand im Rahmen meiner Tätigkeit als wissenschaftlicher Mitarbeiter am Institut für Kommunikation und Navigation des Deutschen Zentrums für Luft- und Raumfahrt e.V. (DLR) in Oberpfaffenhofen.

Ich bedanke mich bei Allen, die mir bei der Erstellung dieser Arbeit geholfen haben, besonders meinen Diplomanden, speziell Ignacio Molinero und Lucca Sartorello. Mein Dank gilt Herrn Prof. Dr.-Ing. Erich Lutz für seine Unterstützung bei der Erstellung der Arbeit und Herrn Prof. Dr.-Ing. Dr.-Ing. E.h. Joachim Hagenauer für die Übernahme des Zweitgutachtens. Ein ganz spezieller Dank gilt Herrn Prof. Dr.-Ing. habil. Günter Söder für seine ausgezeichneten Verbesserungsvorschläge.

Nicht vergessen möchte ich auch die Unterstützung durch meine Kollegen, besonders Sandro Scalise, und aller Mitwirkenden am Ku-Mobil-Projekt, ohne die eine Realisierung der hier vorgestellten Ideen nicht möglich gewesen wäre.

Der wichtigste Dank gilt jedoch meinen Eltern, welche in mir die Freude an der Ingenieurskunst geweckt und die Möglichkeit des Studiums überhaupt ermöglicht haben, sowie mir in schwierigen Zeiten immer den Rücken stärkten.

In der Abschlussphase der vorliegenden Arbeit gewann außerdem die Jahreslosung 2006 der evangelischen Kirche eine ganz persönliche Bedeutung:

Gott spricht: „Ich lasse dich nicht fallen und verlasse dich nicht!“ Josua 1,5b

München, im Juni 2006

Harald Ernst



# Inhaltsverzeichnis

<b>1</b>	<b>Einleitung</b>	<b>1</b>
1.1	Überblick . . . . .	1
1.2	Aufgabenstellung . . . . .	3
1.3	Zielgruppe für das Satellitensystem . . . . .	4
1.4	Das Projekt Ku-Mobil . . . . .	4
<b>2</b>	<b>Die Satellitenarchitektur für das Rundfunksystem</b>	<b>7</b>
2.1	Das Übertragungssystem der Broadcast-Anwendung . . . . .	8
2.1.1	Der Satellit . . . . .	8
2.1.2	Die Empfangsantenne . . . . .	9
2.1.3	Die Leistungsbilanz der Satellitenverbindung . . . . .	10
2.1.4	Die Luftschnittstelle der Broadcast-Verbindung . . . . .	12
2.1.5	Interferenzquellen für den Abwärtslink des Ku-Mobil-Systems . . . . .	13
2.1.6	Vergleich mit anderen Satellitenradiosystemen . . . . .	14
2.2	Rückkanal . . . . .	16
2.2.1	Dominierende Interferenzquellen für den Aufwärtslink . . . . .	16
2.2.2	Satelliten-Multibeam-Antenne . . . . .	17
<b>3</b>	<b>Der landmobile Satellitenkanal</b>	<b>21</b>
3.1	Modellierung des landmobilen Satellitenkanals . . . . .	21
3.1.1	Breitbandige Effekte im landmobilen Satellitenkanal . . . . .	21
3.1.2	Schmalbandmodelle für den landmobilen Satellitenkanal . . . . .	23
3.2	Eigenschaften des landmobilen Kanals im Ku-Band . . . . .	24
3.2.1	Messkampagne . . . . .	25
3.2.2	Zeitverhalten des Kanals . . . . .	28
3.3	Besonderheiten der Rückwärtsverbindung . . . . .	32

<b>4</b>	<b>Kanalkapazität des landmobilen Satellitenkanals</b>	<b>33</b>
4.1	Kanalkapazität des Rice-Kanals . . . . .	33
4.2	Kapazität im landmobilen Kanal . . . . .	36
4.3	Kapazität im landmobilen Kanal bei langsamem Fading . . . . .	39
4.4	Kapazität des Kanals bei beschränkter Interleaver-Größe . . . . .	41
4.4.1	Auswirkung der Interleavergröße auf kontinuierliche Rundfunkübertragungen (Streaming) . . . . .	44
4.4.2	Auswirkung der Interleavergröße auf den erzielbaren Durchsatz . . . . .	46
<b>5</b>	<b>Dateiorientierte Übertragung</b>	<b>51</b>
5.1	Herkömmliche Rundfunkprogramme . . . . .	51
5.2	Dateibasierende Rundfunkprogramme . . . . .	53
5.2.1	Personalisiertes Rundfunkprogramm . . . . .	54
5.2.2	Übertragungskette im Ku-Mobil-Projekt . . . . .	56
5.2.3	Auswirkung der dateiorientierten Übertragung . . . . .	56
5.3	Codierung für dateiorientierte Übertragung . . . . .	58
5.3.1	Einordnung der Codierung im Internet-Referenzmodell . . . . .	59
5.3.2	Verbindungsorientierte Codierung in höheren Schichten . . . . .	60
5.3.3	Dateiorientierte Codierung auf der Transportschicht . . . . .	61
5.4	Transportprotokolle . . . . .	62
5.4.1	File Delivery over Unidirectional Transport (FLUTE) . . . . .	63
5.4.2	Asynchronous Layered Coding (ALC) . . . . .	65
5.4.3	Layered Coding Transport (LCT) . . . . .	67
5.4.4	Forward Error Correction Block (FEC) . . . . .	67
5.4.5	UDP/IP-Protokoll . . . . .	68
5.4.6	Implementierung von FLUTE im vorgestellten System . . . . .	70
5.4.7	Zusammenfassung der Protokolle . . . . .	72
5.5	Codes für den Auslöschungskanal . . . . .	72
5.5.1	Eigenschaften des Reed-Solomon-Codes . . . . .	73
5.5.2	Low-Density-Parity-Check-Codes (LDPC-Codes) . . . . .	78
<b>6</b>	<b>Dateiorientierte Codierung im landmobilen Kanal</b>	<b>91</b>
6.1	Zeitdiskrete Modellierung der Dateiübertragung . . . . .	92
6.1.1	Ausgewählte Beispiele für die Übertragung im Gilbert-Modell . . . . .	93
6.1.2	Gilbert-Elliott-Modell mit Restpaketfehlerrate im guten Zustand . . . . .	97
6.2	Unterschied der diskreten und der kontinuierlichen Modellierung der Übertragung . . . . .	98

6.2.1	Dateiübertragung als Stichprobe des kontinuierlichen Kanals . . . . .	99
6.3	Kontinuierliches Übertragungsmodell . . . . .	103
6.3.1	Zeit bis zur Decodierung einer Datei . . . . .	104
6.3.2	Wahrscheinlichkeit von $n_d$ Übergängen vom guten in den schlechten Zustand während der Dateidecodierung . . . . .	104
6.3.3	Analyse der notwendigen Zeit bis zur Decodierung in Abhängigkeit von $n_d$ . . . . .	106
6.3.4	Verzögerung bis zur Decodierung wichtiger Dateien . . . . .	108
6.3.5	Empfangswahrscheinlichkeit bei einer Dateiübertragung . . . . .	110
6.3.6	Dauer bis zur Erkenntnis, nicht decodieren zu können . . . . .	111
6.3.7	Verhalten der Dateifehlerwahrscheinlichkeit bei zufälligem Einschalten . . . . .	112
6.3.8	Korrelation des letzten Zustandes mit dem Decodierergebnis . . . . .	115
6.4	Ergebnisse im landmobilen Kanal . . . . .	120
6.4.1	Zusammenfassung der Ergebnisse der theoretischen Vorhersagen . . . . .	120
6.4.2	Ergebnisse der Demonstrationsfahrten im landmobilen Kanal . . . . .	123
6.4.3	Fahrt auf der Landstraße . . . . .	124
6.4.4	Städtische Umgebung . . . . .	127
6.4.5	Zusammenfassung der Übertragungsergebnisse . . . . .	129
<b>7</b>	<b>Frequenzeffizienter Rückkanal</b>	<b>131</b>
7.1	Eigenschaften von bitsynchronem CDMA . . . . .	132
7.1.1	Interferenz-Unterdrückung (Interference-Cancellation) . . . . .	133
7.1.2	Verbindung von Codierung und Interferenz-Unterdrückung . . . . .	134
7.2	Interferenz-Unterdrückung in Kombination mit Turbo-Decodern . . . . .	135
7.2.1	Analyse der Interferenz-Unterdrückung mit Turbo-Codes . . . . .	137
7.2.2	Vergleich untersuchter Turbo- und Faltungscodes . . . . .	140
7.2.3	Robustheit des Verfahrens . . . . .	142
7.3	Interferenz-Unterdrückung in TDMA-Satellitensystemen . . . . .	144
7.3.1	Neues Zellmuster für die Frequenzwiederholung . . . . .	144
<b>8</b>	<b>Ausblick: Interaktives Multicast-System</b>	<b>149</b>
8.1	Multicast und globale ARQ-Verfahren . . . . .	149
8.2	Zuverlässiges reaktives Multicast-Schema . . . . .	152
8.3	Codierungsansätze mit konstanter Coderate . . . . .	154
8.3.1	Zufällige Wiederholung von Paketen . . . . .	155
8.3.2	Overhead bei einmaliger Wiederholung . . . . .	159
8.4	Zuverlässiges vorausschauendes Multicast-Schema . . . . .	161

<b>Zusammenfassung</b>	<b>165</b>
<b>Anhang</b>	
<b>A Grundlagen und Herleitungen</b>	<b>167</b>
A.1 Rice-Verteilung . . . . .	167
A.1.1 Allgemeine Gleichungen . . . . .	167
A.1.2 Eigenschaften der Kapazität bei Rice-Fading . . . . .	169
A.1.3 Besonderheiten von Rice-Fading hinsichtlich der Kapazität . . . . .	169
A.1.4 Die Rice-Kapazität in Abhängigkeit der Ausfallwahrscheinlichkeit . . . . .	170
A.2 Lognormal-Rayleigh-Fading . . . . .	171
A.3 Eigenschaft der Kapazität des Lutz-Modells im L-Band . . . . .	171
A.4 Statistische Sicherheit . . . . .	174
A.5 ITU-R Recommendation S.672-3 . . . . .	176
A.6 Definition der Zellgrenzen . . . . .	176
A.6.1 Herleitung optimaler Zellgrenzen . . . . .	177
A.7 Anzahl der Übergänge bei einer konstanten Fensterlänge . . . . .	182
<b>B Abkürzungen und Formelzeichen</b>	<b>186</b>
<b>Literaturverzeichnis</b>	<b>193</b>



# Kurzfassung

Durch den großen Erfolg des mobilen Satellitenradios in den Vereinigten Staaten, mit zusammen nun mehr als 10 Millionen Teilnehmern, ist das Interesse an einem ähnlichen Übertragungssystem für Europa neu entfacht worden. Für die beiden amerikanischen Satellitensysteme XM-Radio und Sirius-Satellite-Radio waren Investitionen in die Infrastruktur von jeweils ungefähr einer Milliarde Dollar notwendig, um mit Hilfe mehrerer Hochleistungssatelliten und hunderten von terrestrischen Verstärkern eine adäquate unterbrechungsfreie Versorgung zu ermöglichen.

Die Herausforderung für Europa bestand darin, unter Verwendung eines einzigen Standardfernseh-satelliten (z.B. des ASTRA 1A) ein System aufzubauen, welches einen gleichwertigen oder sogar besseren Dienst anbieten kann. Um dies zu erreichen, wird ein neuer Ansatz vorgestellt, welcher einen Bruch mit dem herkömmlichen Radio darstellt. Der Kerngedanke ist der Verzicht auf einen kontinuierlichen Datenstrom zwischen Sender und Empfänger. Stattdessen erzeugt der Empfänger sein Radioprogramm aus Inhalten, welche vorher als einzelne Dateien übertragen wurden. Das so generierte fehler- und unterbrechungsfreie Programm ermöglicht eine weitgehende Personalisierung und eröffnet neue Möglichkeiten, beispielsweise in der Kombination mit externen Datenquellen.

Um die Leistungsfähigkeit dieses Ansatzes analysieren zu können, wird für den landmobilen Kanal eine dateiorientierte Betrachtungsweise eingeführt und die Auswirkung des Kanals auf die Übertragung von Dateien untersucht. Dazu werden unter anderem dateiorientierte Fehlerkorrekturverfahren für die Transportschicht vorgestellt und optimiert sowie ihr Verhalten im landmobilen Satellitenkanal betrachtet. Abschließend werden die Ergebnisse von Erprobungsfahrten für das implementierte System besprochen und gezeigt, dass mit wenigen Abstrichen die Radiodienste selbst innerhalb von Städten verfügbar sind.

Über den reinen Broadcast-Ansatz hinaus wird ein Ausblick gegeben, in welcher Weise sich der dateiorientierte Ansatz effizient um einen niederratigen Rückkanal erweitern ließe, so dass sowohl interaktive Dienste, als auch der garantierte Empfang wichtiger Inhalte, möglich werden.

# Abstract

With more than 10 million customers, mobile satellite radio has been a huge success in the US. This has inspired new interest also in Europe. However, the infrastructure costs for the two US systems, XM-Radio and Sirius-Satellite-Radio, have been in the range of 1 billion dollar each, to ensure good reception by using multiple high-power satellites and hundreds of terrestrial repeaters.

In Europe, the challenge was to build a system with similar or better service quality, but using a single standard TV-satellite (e.g. ASTRA 1A) and without terrestrial repeaters. For achieving this goal a new concept is proposed, which is based on a change of paradigm concerning radio service and its distribution. The central aspect is the surrender of the principle of continuous connection between sender and receiver. Instead, a file-based approach is used and its effects on the system are studied. For this, file-oriented error correction schemes are used and their capabilities in the land-mobile satellite channel analyzed. The proposed scheme has been implemented and results for demonstrations rides in the vicinity of Munich are shown, where acceptable performance is achieved even in the city environment.

Finally, the extension to an interactive reliable scheme is indicated and it is shown, how one could design an effective system for a low-data rate, multiple beam satellite return-channel and use the file-oriented forward error correction also in multicast re-transmissions.

# Kapitel 1

## Einleitung

### 1.1 Überblick

Die vorliegende Dissertation ist wie folgt aufgebaut:

**Kapitel 1** besteht aus dem vorliegenden Überblick und der sich anschließenden Aufgabenstellung der Dissertation, ein interaktives landmobiles Satellitenrundfunksystem zu entwickeln. Kapitel 1 gibt ferner einen ersten Einblick in das mit dieser Arbeit verbundene ESA-Projekt, in dessen Rahmen wesentliche Teile des hier vorgestellten Rundfunkkonzepts realisiert wurden.

**Kapitel 2** erläutert die Besonderheiten der verwendeten Infrastruktur und deren Ursachen. Dazu wird zuerst die Satellitenarchitektur betrachtet und die daraus folgenden Unterschiede zu bekannten Satellitenradiosystemen dargestellt. Nach der Vorstellung der Broadcast-Infrastruktur werden die Bedingungen für den Rückkanal skizziert. Die Interferenzquellen für das System werden identifiziert und dabei insbesondere auf die Auswirkungen einer Multi-Beam-Antenne für den Rückkanal eingegangen.

Die Kapitel 3 bis 6 widmen sich den Broadcast-Aspekten, bevor in Kapitel 7 wieder auf den Rückkanal eingegangen wird und schließlich in Kapitel 8 die Vorteile der Kombination des Broadcast-Kanals mit einem Rückkanal dargestellt werden.

**Kapitel 3** beschreibt die Kanaleigenschaften des landmobilen Satellitenkanals und stellt die Ergebnisse einer einwöchigen Messkampagne im Ku-Band vor. Eine statistische Analyse der Messergebnisse wird vorgenommen und die Parameter der später verwendeten Kanalmodelle werden für verschiedene Umgebungstypen definiert.

**Kapitel 4** beschäftigt sich mit der Kapazität in Vorwärtsrichtung und die Auswirkungen verschiedener praktischer Einschränkungen. Zu diesen Einschränkungen zählen neben der Verwendung von BPSK, vor allem ein begrenztes Wissen über die Fading-Amplitude und die prinzipielle Überlegung, ob es notwendig ist, die im abgeschatteten Zustand empfangenen Symbole zu berücksichtigen. Um diese Überlegungen auch auf ein System mit einer begrenzten Interleaverlänge ausdehnen zu können, wird als Ausgangsbasis die Ausfall-Kanalkapazität („outage capacity“) herangezogen und um den Einfluss begrenzter Zeitfenster erweitert. Die Gültigkeit dieser Herangehensweise wird diskutiert und anschließend der Kanal für unterschiedliche Zeitfenster ausgewertet.

Über die reine Ausfallwahrscheinlichkeit hinaus wird der erzielbare Durchsatz hergeleitet und für unterschiedliche Coderaten und Umgebungen berechnet. Es zeigt sich, dass die Minimierung der

Ausfallwahrscheinlichkeit große Anforderungen an die Ressourcen stellt, während die Optimierung des Durchsatzes einen weit geringeren Ressourceneinsatz erfordert und ein stabiles Verhalten in unterschiedlichen Umgebungen aufweist.

**Kapitel 5** stellt daraufhin einen neuartigen dateibasierenden Radioansatz vor, welcher speziell für den landmobilen Satellitenkanal konzipiert wurde [EKH02]. Dieser Ansatz erlaubt, dem Benutzer ein störungsfreies Radioprogramm zu präsentieren, selbst wenn der Übertragungskanal zeitweise unterbrochen wird. Das darauf aufbauende personalisierte Radiokonzept wird eingeführt und seine Vorteile gegenüber dem traditionellen Radio herausgearbeitet. Die prinzipiellen Auswirkungen eines dateibasierenden Ansatzes auf die Systemoptimierung werden hervorgehoben, insbesondere die Zieländerung, von einer reinen Maximierung der Übertragungssicherheit, hin zu einer Mischung aus maximalem Durchsatz bei akzeptabler Übertragungssicherheit.

Als Nächstes werden die verwendeten Internet-Protokolle für die Übertragung von Dateien in einem Broadcast-System beschrieben. Die Protokolle ermöglichen eine dateiorientierte Codierung auf Transportebene. Die in diesem Zusammenhang verwendeten Codierverfahren werden vorgestellt und ein Ansatz für eine flexible Codierung auf Dateiebene wird erarbeitet sowie dessen Leistungsfähigkeit analysiert.

**Kapitel 6** betrachtet die Auswirkungen der dateiorientierten Codierung im landmobilen Kanal auf die Übertragungseigenschaften. Zuerst werden anhand von Beispielen und einem diskreten Modell die Auswirkungen einer paketbasierenden Übertragung vorgestellt. Im nächsten Schritt wird untersucht, inwiefern sich die Übertragung mit Hilfe eines kontinuierlichen analytischen Ansatzes modellieren lässt. Das analytische Modell erlaubt dann die Berechnung verschiedener Systemeigenschaften, insbesondere der Dauer bis zum Empfang einer Datei und die Wahrscheinlichkeit einer erfolgreichen Übertragung.

Abschließend werden die Ergebnisse des implementierten Systems für verschiedene Messfahrten vorgestellt und die Übereinstimmungen und Unterschiede mit den Vorhersagen des theoretischen Modells besprochen. Diese Untersuchung schließt die Betrachtung des reinen Broadcast-Kanals ab.

**Kapitel 7** widmet sich dem Rückkanal und zwar speziell dem Problem seiner beschränkten Bandbreite. Um eine höhere spektrale Effizienz zu erreichen, wird ein Verfahren zur Mehrbenutzerdetektion mit geringem zusätzlichem Aufwand vorgestellt. Das Verfahren basiert auf der Verknüpfung von Interferenz-Unterdrückung und Turbo-Codes und wird zuerst anhand eines CDMA-Systems eingeführt. Im abschließenden Schritt wird gezeigt, wie sich dieses Verfahren auch in **MF-TDMA** (Multi-Frequency TDMA) basierenden Multibeam-Satellitensystemen gewinnbringend einsetzen lässt, um mit Hilfe der Mehrbenutzerdetektion für das Frequenzwiederholungsmuster nur zwei äquivalente Frequenzblöcke zu benötigen.

**Kapitel 8** gibt einen Einblick auf das Potential der Verknüpfung von Vorwärts- und Rückwärtsverbindung. Dazu werden zwei dateiorientierte Multicast-Verfahren vorgestellt, welche die Übertragung von Dateien zu einer Gruppe von Benutzern auch ohne Kenntnis des Kanals sicherstellen. Dabei wird darauf eingegangen, inwiefern bestimmte durch Patente geschützte Codierverfahren für diesen Ansatz wirklich notwendig sind. Die Vorteile der vorgestellten dateiorientierten Multicast-Verfahren werden dargestellt und gezeigt, wie sie nicht nur den Vorwärtskanal, sondern auch den Rückkanal effizienter gestalten.

Abschließend werden die Ergebnisse zusammengefasst und ein Ausblick auf die weitere Entwicklung gegeben, besonders im Hinblick auf die Implementierung der vorgeschlagenen Verknüpfung von Vorwärts- und Rückwärtsverbindung.

## 1.2 Aufgabenstellung

Die vorliegende Arbeit beschreibt die Entwicklung und Analyse eines Satellitensystems, welches mit bereits vorhandenen Satelliten:

- Fahrzeugbenutzer europaweit mit Informationen und Unterhaltung versorgen und
- zusätzlich effiziente kurze Rückmeldungen der Fahrzeuge ermöglichen soll.

Die Herausforderung für das Radioprogramm besteht dabei in der effizienten Bereitstellung (subjektiv) unterbrechungsfreier Dienste, trotz temporärer Abschattungen des Satelliten und unterschiedlicher Empfangsbedingungen der einzelnen Benutzer.

Konventionelle digitale Satellitenradiosysteme, wie das in Amerika sehr erfolgreiche XM-Radio [SP04] oder Sirius [BS02], lösen dieses Problem durch hohe Investitionen in die Infrastruktur, welche neben zwei bis drei Hochleistungssatelliten, aus mehreren hundert terrestrischer Verstärker bestehen, so dass alle wichtigen Gebiete, insbesondere Städte, zusätzlich auch terrestrisch abgedeckt werden. Diese Investitionen, im Bereich von jeweils mehr als 1 Milliarde Dollar, erfordern einen großen einheitlichen Hörermarkt, welcher außerhalb Nordamerikas nur bedingt gegeben ist.

Daher soll in der vorliegenden Arbeit ein alternativer Weg aufgezeigt werden, welcher ohne aufwendige Infrastruktur und damit ohne hohe Anfangsinvestitionen auskommt und dennoch ein kontinuierliches Programm erlaubt.

Im Rückkanal zum Satelliten ist die Abschattung nicht das vordringlichste Problem. Es wird davon ausgegangen, dass jeder Empfänger aufgrund der Reziprozität des Kanals feststellen kann, wann eine Sichtverbindung zum Satelliten besteht. Daher führen Abschattungen nur zu einer Verzögerung der Nachricht, nicht jedoch zu einer fehlerhaften Übertragung von Datenpaketen wie in der Vorwärtsrichtung.

Der angedachte Rückkanal ist nur für einen sehr geringen Datenverkehr pro Teilnehmer gedacht, wie z.B. Statusmeldungen von Lkws oder gezielte Anfragen für bestimmte Downloads. Das Problem besteht jedoch in der sehr großen Anzahl von Teilnehmern und dem nur beschränkt vorhandenen Frequenzspektrum. Dabei wird davon ausgegangen, dass der Satellit eine Multibeam-Antenne besitzt, um ein zelluläres Muster zu erzeugen. Der Schwerpunkt liegt hierbei auf dem Entwurf eines frequenzeffizienten Verfahrens, um eine möglichst optimale Verwendung der beschränkten Bandbreite insbesondere für das L-Band zu erreichen.

## 1.3 Zielgruppe für das Satellitensystem

Um das Konzept und die Herausforderungen für das behandelte System besser einordnen zu können, soll kurz auf die Frage eingegangen werden, für welche Zielgruppen es entworfen wurde.

Bei dem vorgeschlagenen System werden zwei mögliche Märkte und damit auch Benutzergruppen unterschieden:

- Auf der einen Seite steht der Massenmarkt für Reisende, bei der das Schwergewicht auf der Rundfunkanwendung liegt und der Rückkanal eher von untergeordneter Bedeutung ist (horizontaler Markt). Hierbei liegt der große Vorteil eines solchen Systems in der vorhandenen Abdeckung großer Gebiete, wie z.B. ganz Mittel- und Südeuropa, mit einem einzigen Satelliten und der raschen Verfügbarkeit aufgrund der Nutzung vorhandener Infrastruktur.
- Ein zweiter, vertikaler Markt ergibt sich aus Spezialanwendungen, wie beispielsweise dem Katastrophenschutz, bei dem das Satellitensystem eine aktuelle Lageübersicht ausstrahlt und wo der Zentral über einen niederratigen Rückkanal der Aufenthaltsort und Status der verschiedenen Rettungskräfte gemeldet wird. Andere Anwendungsgebiete für ein solches System sind Flottenmanagement, Ferndiagnose und Software-Updates oder die Unterstützung von humanitären Einsätzen in abgelegenen Gebieten, in denen zwar Satellitenkapazität, aber kaum terrestrische Infrastruktur vorhanden ist.

Für die zweite Zielgruppe spielt der niederratige Rückkanal eine wichtige Rolle. Um eine Unabhängigkeit von der lokalen Infrastruktur zu gewährleisten, sollte diese Verbindung auch über einen Satelliten abgewickelt werden können, wie ihn beispielhaft der „Inmarsat-D+“-Dienst bietet [Jay00].

Das vorgestellte System ist nicht auf Landfahrzeuge beschränkt, jedoch stellen diese im gegebenen Kontext sowohl das Hauptanwendungsgebiet wie auch die größte Herausforderung dar.

## 1.4 Das Projekt Ku-Mobil

Parallel zur Entstehung dieser Dissertation ist das Interesse an den vorgestellten Verfahren auch von dritter Seite, insbesondere innerhalb der europäischen Raumfahrtbehörde (ESA) und bei einigen Satellitenbetreibern gestiegen. Im Rahmen dieser Aktivitäten wurde zuerst eine Machbarkeitsstudie\* unter dem Namen „Feasibility Study of a Mobile Ku-Band System“ im Zeitraum von 2001 bis 2002 durchgeführt. Im Anschluss wurde ein Auftrag für die Implementierung der dort vorgestellten Konzepte innerhalb eines Demonstrators<sup>‡</sup> erteilt, welcher auch die Vorschläge bezüglich der personalisierten Radioanwendung aufnahm. Diese zweite Phase des Projektes unter dem Namen „Mobile Ku-Band Receiver Demonstrator“ wurde Ende 2003 begonnen. Der aus diesen beiden Teilen bestehende Gesamtansatz wird unter dem Namen „Ku-Mobil“ zusammengefasst, wobei der Name sich von den verwendeten Satellitenfrequenzen im Bereich von 10,7 bis 12,75 GHz ableitet, welche im so genannten Ku-Band liegen, und es sich um mobilen Empfang handelt.

---

\*ESA-Contract No. 15593/01/NL/DS

‡ESA-Contract No. 17769/01/NL/DS



Abbildung 1.1: Versuchsfahrzeuge des Ku-Mobil-Projektes

Das Projekt Ku-Mobil hat es sich zur Aufgabe gemacht, unter ausschließlicher Verwendung bereits vorhandener Rundfunksatelliten im Ku-Band, einen europaweiten mobilen Radio- und Multimediaempfang in Fahrzeugen zu ermöglichen und dies auch mit Hilfe zweier Fahrzeuge in der Praxis zu demonstrieren.

Der Grundgedanke dieses von der ESA geförderten Projektes ist es, die besondere Stärke von Satelliten im Rundfunkbereich auch für landmobile Dienste auszunutzen, ohne eine spezielle kostspielige Infrastruktur wie terrestrische Verstärker oder Hochleistungssatelliten zu benötigen.

Eine dieser Stärken von Rundfunksatelliten ist, dass ein einziger Transponder eines solchen Satelliten eine Fläche von der Größe Westeuropas versorgen kann. Zusätzlich entfällt bei im Ku-Band arbeitenden Rundfunksatelliten eine aufwendige Frequenzkoordinierung mit den einzelnen Staaten, da bereits aufgrund der ursprünglichen Anmeldung der Satellitenposition bei der [ITU](#) (International Telecommunication Union) eine Zuweisung der Satellitenfrequenzen erfolgte und für das Ku-Mobil-System keine terrestrischen Verstärker verwendet werden.

In der ersten Phase analysierte das Deutsche Zentrum für Luft- und Raumfahrt (DLR) in der Machbarkeitsstudie die Herausforderungen, welche im mobilen Satellitenempfang für Fahrzeuge liegen. Die Studie wurde unter der Führung der Friedrichshafener ND Satcom AG und zusammen mit der IMST GmbH und SES ASTRA S.A. durchgeführt und beschäftigte sich über die landmobilen Aspekte hinaus auch mit der notwendigen Antennentechnologie, der vorhandenen Satellitenkapazität, der Integration der Multimediaanwendung in Fahrzeuge, einer Marktanalyse und einem abschließenden Geschäftsplan.

Das DLR führte in diesem Rahmen eine einwöchige Messkampagne im Ku-Band durch und leitete anschließend den Entwurf und Analyse des Übertragungssystems. Es stellte sich rasch heraus, dass eine durchgehend unterbrechungsfreie Verbindung zum Satelliten nur unter größtem technischen Aufwand erzielbar wäre, da schon ein einzelner Baum zwischen Auto und Satellit die Leistung des Signals um mehr als den Faktor 10 verringern kann.

Daher wurde vom Autor vorgeschlagen, ein neuartiges Ausstrahlungskonzept zu verwenden, welches im Gegensatz zu herkömmlichen Streaming-Ansätzen nicht mehr auf eine kontinuierliche Verbindung angewiesen ist. Es wurde die Idee geboren, selbstständige Beiträge wie Nachrichten, einzelne Musiktitel oder Interviews unabhängig voneinander als Dateien zu versenden und erst am Empfänger das eigentliche Radioprogramm zu erstellen.

Dieser Gedanke wurde von der ESA in der zweiten Phase aufgegriffen und die Entwicklung ei-

nes Demonstrators in Auftrag gegeben. Neben der Umstellung von Streaming auf einen personalisierten Rundfunkansatz, wie er in der vorliegenden Arbeit beschrieben wird, beinhaltet der Demonstrator auch eine vom Fraunhofer-Institut für Integrierte Schaltungen vorgeschlagene optimierte Luftschnittstelle, welche unter anderem die Verwendung eines gespreizten Signals vorsieht, um die regulatorischen Bedingungen bezüglich mittlerer spektraler Leistungsdichte nicht zu überschreiten.

In dem von SES ASTRA geführten Konsortium für die zweite Phase hat das DLR zusammen mit weiteren Partnern wie der BMW Forschung & Technik GmbH, der Dornier Consulting GmbH, der Deutschen Welle, dem Institut für Rundfunktechnik in München, der TriaGnoSys GmbH, der Universität Braunschweig und dem Fraunhofer-Institut für Integrierte Schaltungen in Erlangen ein System realisiert, welches einen Paradigmenwechsel bezüglich Radiounterhaltung darstellt.

Das DLR war dabei zuständig für die Konzeption und Implementierung der oberhalb der Luftschnittstelle angesiedelten Teile der Übertragung, insbesondere der Transportschicht, welche den Schwerpunkt der vorliegenden Arbeit bildet. Ferner lag in seinem Aufgabenbereich die Integration der Antenne und der Komponenten in die Messfahrzeuge (siehe Abbildung 1.1), die Vorbereitung und Durchführung der Messfahrten sowie die Analyse des Gesamtsystems.



# Kapitel 2

## Die Satellitenarchitektur für das Rundfunksystem

Dieses Kapitel gibt einen Überblick über die Voraussetzungen und Eigenheiten, der dieser Arbeit zu Grunde liegenden Systemarchitektur. Insbesondere betont es Besonderheiten, welche für die Analyse in den folgenden Kapiteln von Bedeutung sind.

Das betrachtete interaktive Rundfunksystem ist in Abbildung 2.1 dargestellt und besteht aus zwei unabhängigen Komponenten:

1. ein Broadcast-Signal eines Satelliten an alle Teilnehmer,
2. ein optionaler Rückkanal der einzelnen Benutzer zum Satelliten.

Beide Richtungen sind soweit wie möglich entkoppelt, um die Nutzung unterschiedlicher Infrastrukturen zu ermöglichen.

Für die Vorwärtsrichtung wird ein System zu Grunde gelegt, welches auf den Ergebnissen der ESA-Studie [EKH02] basiert. Dabei strahlt ein leicht inklinierter geostationärer Satellit (ASTRA 1A) ein Signal mit einer Datenrate von ca. 1 Mbit/s im Ku-Band aus. Das Signal wird mit Hilfe einer kleinen, gerichteten Antenne im Fahrzeug empfangen. Der Vorwärtslink wird anschließend in Abschnitt 2.1 näher dargestellt.

Für die Rückwärtsrichtung wird ein System angenommen, welches dem Inmarsat-D+-Kurzmitteilungsdienst ähnelt. Die Eigenschaften und Einschränkungen des Rückkanals werden in Abschnitt 2.2 beschrieben.

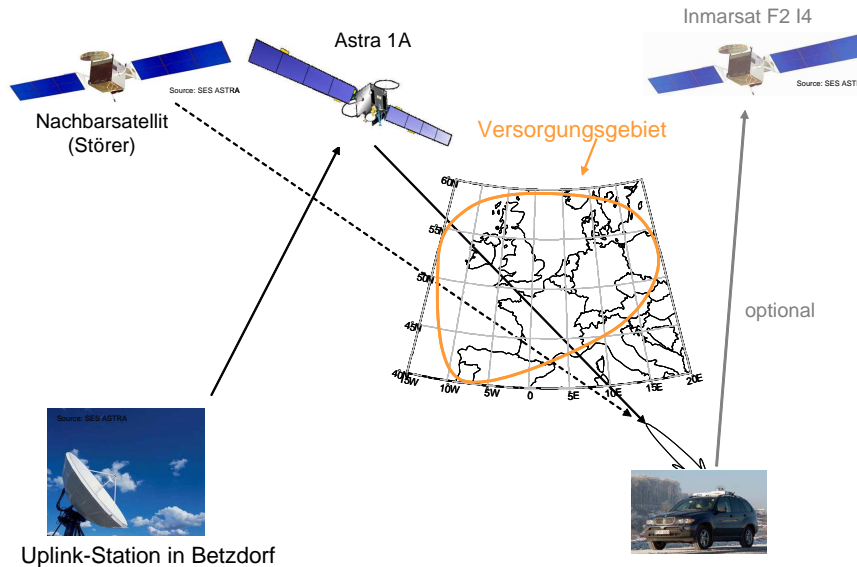


Abbildung 2.1: Ausleuchtzone und Interferenzquellen des Ku-Mobil-Systems bei Verwendung des ASTRA-1A-Satelliten

## 2.1 Das Übertragungssystem der Broadcast-Anwendung

In den folgenden Abschnitten werden kurz die wichtigsten Annahmen bezüglich des vorhandenen Übertragungssystems dargestellt, damit die im weiteren Verlauf durchgeführten Analysen und Ansätze entsprechend eingeordnet werden können.

### 2.1.1 Der Satellit

Die Ausstrahlung des Signals im Ku-Band kann mit Hilfe eines beliebigen geostationären Fernsehensatelliten erfolgen, da das Spektrum des Ku-Mobil-Signals die Anforderung an ein digitales Fernsehensignal nach **DVB-S** (Digital Video Broadcasting over Satellite) erfüllt [ETS97]. Um die Kosten der Ausstrahlung jedoch weiter zu verringern, sind insbesondere Satelliten kurz vor Beendigung ihres Dienstes interessant. Satelliten von diesem Typ sind meist technisch in einem guten Zustand, besitzen jedoch nicht mehr genügend Treibstoff, um ihre Position exakt am Äquator einzuhalten.

Geostationäre Satelliten für Fernsehansendungen haben meist eine Lebensdauer von ca. 10-15 Jahren, wobei sie am Ende ihrer Lebensdauer nicht mehr genügend Treibstoff besitzen, um die Drift ihrer Position am Äquator exakt auszugleichen. Die Lebensdauer kann bis zu 4 Jahre verlängert werden, wenn man einige Monate vor Erreichen dieses Zeitpunktes dem Satelliten erlaubt, leicht in einem 24h-Muster in Nord-Süd-Richtung zu driften. Ein solcher Satellit eignet sich jedoch nicht mehr für den stationären Empfang mit festmontierten Antennen. Mobile Anwendungen besitzen jedoch gesteuerte Antennen, die vom günstigen Kosten/Nutzenverhältnis dieser, eigentlich abgeschriebenen, Satelliten Gebrauch machen können.

Die Verlängerung der Lebensdauer des Satelliten ergibt sich, da fast 90 Prozent des Treibstoffs für die Kompensation der Nord-Süd-Drift des Satelliten benötigt wird. Die Nord-Süd-Drift entsteht

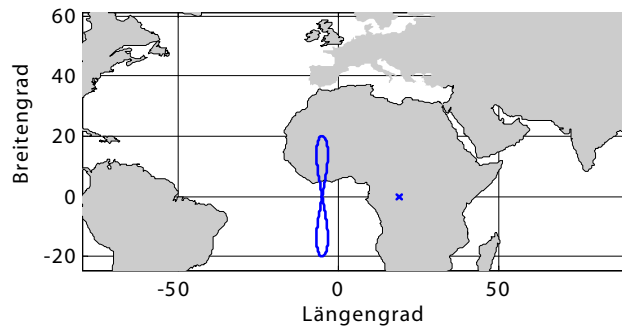


Abbildung 2.2: Spur eines geosynchronen (links) und eines geostationären Satelliten (Kreuz rechts)

aufgrund der Winkel, welche die Äquatorialebene der Erde mit der Ekliptik der Sonne sowie der Bahnebene des Mondes bildet.

Wenn man diese Korrektur unterlässt, erhöht sich die Restlebensdauer von wenigen Monaten auf mehrere Jahre [Cha91]. Der Satellit verbleibt auf einer geosynchronen Bahn, da seine Umlaufdauer konstant gehalten wird. Seine Bahnebene fällt jedoch nicht mehr mit der Äquatorialebene zusammen.

Der Satellit begibt sich somit auf eine inklinierte Bahn. In Abbildung 2.2 ist links die Satellitenspur einer solchen Bahn mit einer der Illustration dienenden Inklination von  $20^{\circ}$  dargestellt. In der Realität wächst die Inklination nach Beenden der Nord-Süd-Korrektur mit etwa  $0,8$  Grad pro Jahr.

Der Nachteil einer solchen Bahn ist, dass der Satellit eine zeitvariante Position am Himmel einnimmt und nicht weiter für den Betrieb mit feststehenden hochgerichteten Empfangsantennen verwendet werden kann. Für landmobile Anwendungen ist dies jedoch nicht von Bedeutung, da die Antenne a priori die Eigenschaft besitzt, relativen Positionsänderungen aufgrund der Fahrzeugbewegungen zu folgen.

Ein Beispiel für einen solchen Satelliten war der ASTRA 1A. Nach seiner Indienststellung 1989 und einer Dienstzeit von 12 Jahren auf einer geostationären Position bei  $19,2$  Grad Ost wurde er danach auf einer inklinierten Bahn bei  $5$  Grad Ost weitere 3 Jahre bis 2004 genutzt. Hierbei teilte er sich die Position mit zwei geostationären Satelliten, welche auf anderen Frequenzen im Ku-Band sendeten.

In dieser Arbeit wird der ASTRA 1A als Beispiel für typische Parameter eines inklinierten Satelliten herangezogen, insbesondere da er ursprünglich auch innerhalb des Projektes verwendet werden sollte.

Das System kann jedoch auch beliebig andere geosynchrone oder geostationäre Satelliten verwenden. Aufgrund der Nachführung der Antenne können dabei beliebige kostengünstige Transponder auf nicht ausgelasteten Satellitenpositionen genutzt werden. Es existiert sogar die Möglichkeit, den Dienst von einer zu einer anderen Satellitenposition zu transferieren, sollten die Kosten einer Position zu stark ansteigen oder der Satellit sein Lebensende erreichen.

## 2.1.2 Die Empfangsantenne

Der Empfänger soll sich einfach in ein Fahrzeug integrieren lassen. Dabei ist insbesondere die Antennengröße auf dem Autodach von Bedeutung, wobei beachtet werden muss, dass aufgrund der



Abbildung 2.3: Mechanische Antenne

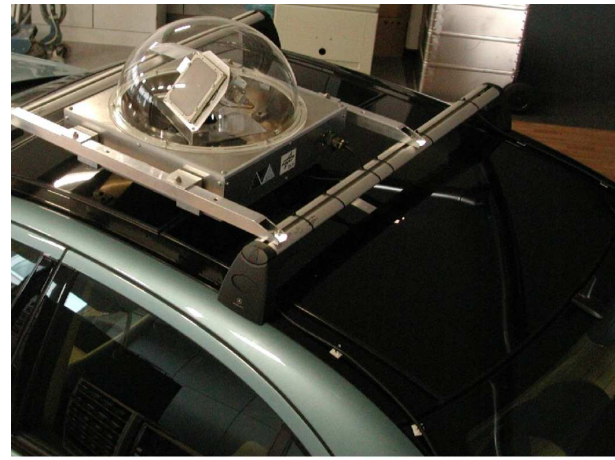


Abbildung 2.4: Fahrzeug mit Antennenaufbau

niedrigen Elevation die tatsächliche Antennenfläche bei einem flachen Design um den Kehrwert des Sinus des Elevationswinkels vergrößert werden muss. Aus diesem Grunde soll die äquivalente aktive Fläche der Antenne eine Größe von 10 cm auf 10 cm nicht überschreiten. Innerhalb des Ku-Mobil-Projektes wurde von TRIAGOSYS eine mechanisch nachgeführte Antenne basierend auf einer Patch-Antenne entworfen und vom DLR aufgebaut, siehe Bild 2.3. Daneben ist ein Bild mit der auf einem Fahrzeug montierten Antenne zu sehen. In einem parallelen ESA-Projekt wird an einer elektronischen Ausführung für diese Antenne gearbeitet. Dies ermöglichte die parallele und unabhängige Entwicklung in beiden Projekten.

Ein wichtiger Vorteil der kleineren Antenne ergibt sich aus ihrer relativ großen Keulenbreite. Da die Antenne einen 3-dB-Halbwertswinkel von einseitig ca. 7 Grad besitzt, sind die Anforderungen an die Genauigkeit der Ausrichtung wesentlich geringer als bei typischen Satellitenempfangsantennen mit Halbwerts winkeln von unter einem Grad.

Die große Keulenbreite erlaubte es beispielsweise auf eine automatische Nachführung der Elevation der Antenne zu verzichten und stattdessen die Antennenelevation je nach Breitengrad von Hand zu justieren. Die dadurch entstehenden Verluste werden bei den Demonstrationsfahrten separat aufgezeichnet, beeinträchtigen aber durch ihre geringe Größe nicht das Systemverhalten.

### 2.1.3 Die Leistungsbilanz der Satellitenverbindung

Eine wesentliche Eigenschaft eines Satellitensystems ist die Leistungsbilanz (Link-Budget) ihrer Verbindungen.

Für das Verhältnis der Empfangsleistung  $S$  zur Rauschleistungsdichte  $N_0$  gilt:

$$S/N_0 = \frac{\text{EIRP}}{L_0 \cdot L_{\text{sonst}}} \cdot \frac{G_E}{T_{\text{ef}}} \cdot \frac{1}{k} \quad (2.1)$$

Dabei wird mit **EIRP** (Equivalent Isotropic Radiated Power) die Sendeleistung bezeichnet, welche von einem isotropen Strahler abgestrahlt werden müsste, um die gleiche Leistungsflussdichte am Empfangsort zu erreichen. Die Freiraumdämpfung wird mit  $L_0$  bezeichnet, sonstige Verluste mit  $L_{\text{sonst}}$  und  $k$  ist die Boltzmannkonstante. Die effektive Rauschtemperatur  $T_{\text{ef}}$  berechnet sich

Tabelle 2.1: Beispielhaftes Link-Budget für die Ku-Band Ausstrahlung

Satelliten EIRP	50,0 dBW
Freiraumdämpfung $L_0$	205,3 dB
Sonstige Dämpfungsverluste $L_{\text{sonst}}$	1,5 dB
Gewinn $G_E$ der Empfangsantenne	19,0 dBi
Signalstärke am LNB-Eingang	-137,8 dBW
Rauschtemperatur der Antenne $T_a$	80,0 K
LNB-Rauschzahl $N_r$	0,9 dB
$S/N_0$ am Antennenausgang	69,1 dBHz
$S/I_0$ geschätzt	69,1 dBHz
Notwendiges $E_b/(N_0 + I_0)$	3,0 dB
Brutto-Datenrate $D_{Br}$ (ohne Reserve)	2,0 Mbit/s
Brutto-Datenrate $D_{Br}$ (3 dB Reserve)	1,0 Mbit/s

aus der Antennenrauschktemperatur  $T_a$  und der effektiven Rauschktemperatur des Empfangsteils  $T_r$ , beziehungsweise der Rauschzahl  $N_r$ :

$$T_{ef} = T_a + T_r = T_a + (N_r - 1) \cdot 290 \text{ K} . \quad (2.2)$$

Bei der Aufstellung der Leistungsbilanz für das Ku-Mobil-Projekt muss man berücksichtigen, dass die Forderung nach einer kleinen Antenne eine Verringerung der Richtwirkung der Antenne zur Folge hat. Dies bedeutet auf der einen Seite, dass der Antennengewinn  $G_E$  im Vergleich zu einer typischen stationären Satellitenantenne für DVB um mehr als 15 dB geringer ist, auf der anderen Seite führt die große Keulenbreite zum Empfang von zusätzlicher Interferenz durch Nachbarsatelliten. Auf den zweiten Effekt wird in Abschnitt 2.1.5 näher eingegangen. Im Zusammenhang mit den Ku-Mobil-Annahmen erreicht die Leistungsdichte der Interferenz von Nachbarsatelliten  $I_0$ , im ungünstigsten Fall, die gleiche Größenordnung wie die Rauschleistungsdichte am Empfänger, siehe dazu die Gesamtanalyse in [KSE<sup>+</sup>02]. Aufgrund der verwendeten Spreizung des Signals kann die Interferenz näherungsweise wie eine zusätzliche weiße Rauschquelle behandelt werden.

Für die Symbolenergie  $E_S$  ergibt sich mit der Symbolrate  $R_S$ :

$$E_S = \frac{S}{R_S} \quad (2.3)$$

und für die Energie pro Bit  $E_b$  und die Coderate  $R$ :

$$E_b = \frac{S}{R \cdot R_S} . \quad (2.4)$$

Unter der Annahme, dass ein  $E_b/(N_0 + I_0)$  von 3 dB erreicht werden soll, was bereits die Implementierungsverluste des Aufbaus beinhaltet, kann man die erreichbare Brutto-Datenrate  $D_{Br}$  abschätzen zu:

$$D_{Br} = R \cdot R_S = \frac{S/(N_0 + I_0)}{\frac{E_b}{N_0}} . \quad (2.5)$$

Anzumerken ist, dass die Coderate  $R$  eine dimensionslose Größe ist, während  $D_{Br}$  und  $R_S$  jeweils die SI-Einheit „1/s“ aufweisen, da  $S$  einer Leistung und  $E_b$  einer Energie entspricht.

Es ergibt sich dann die in Tabelle 2.1 dargestellte Abschätzung des Link-Budgets.

### 2.1.4 Die Luftschnittstelle der Broadcast-Verbindung

Das Ku-Mobil-System verwendet eine vom Fraunhofer-Institut für Integrierte Schaltungen (FhG IIS) entwickelte Luftschnittstelle. Die Luftschnittstelle verwendet gespreiztes BPSK (Binary Phase Shift Keying) mit einer Chiprate von 16 Mchip/s und dem Roll-off-Faktor von 1. Als Multiplexverfahren wird TDM (Time Division Multiplex) verwendet. Die Luftschnittstelle ist in weiten Bereichen konfigurierbar, und ermöglicht dem Ku-Mobil-System Brutto-Datenrate im Bereich von 1 Mbit/s zu erzielen.

Die wesentlichen Besonderheiten der FhG-Luftschnittstelle sind:

- Verwendung punktierbarer Turbocodes mit einem Muttercode der Rate 1/5, basierend auf dem 3GPP2 (3rd Generation Partnership Project 2) Code
- Spreizung des Signals um den Faktor 2 - 4
- Aufteilung der Datenströme in unterschiedlich geschützte Subströme
- Nutzinformation eines Codewortrahmens entspricht der maximalen Länge eines IP-Pakets (1500 Byte + 4 Byte Header der Datensicherungsschicht).

Ferner besteht für bestimmte TDM-Zeitschlitze die Möglichkeit, unterschiedlich lange Interleaver sowie unterschiedliche Codierung und Spreizfaktoren zu verwenden. In der vorliegenden Arbeit wird auf diese Fähigkeiten jedoch nicht weiter eingegangen und sie für das Systemdesign auch nicht vorausgesetzt.

Die in der Luftschnittstelle verwendeten Parameter werden noch einmal in der Tabelle 2.2 in Abschnitt 2.1.6 aufgeführt, wo sie mit den Parametern der amerikanischen Satellitenradiosysteme verglichen werden. Weitere Details zu der Luftschnittstelle finden sich in [EHB05] und [KSEW05].

Die in dieser Arbeit vorgestellten Verfahren und Analysen sollen jedoch weitgehend unabhängig von einer bestimmten Luftschnittstelle betrachtet werden, so dass die Ergebnisse auch für die Verwendung einer Luftschnittstelle nach DVB-S2 (Digital Video Broadcasting over Satellite Version 2) anwendbar sind, wie sie im ursprünglichen Systemkonzept des DLR vorgeschlagen wurden.

#### Gründe für die Spreizung des Sendesignals

Abschließend soll noch einmal kurz auf die Gründe für die Verwendung von Spreiztechniken und der niederratigen Codes eingegangen werden.

Die Ursache für die Spreizung des Signals ist weniger die potentielle Interferenz der Nachbarsatelliten auf das Ku-Mobil-Signal, als die Einhaltung von regulatorischen Übereinkommen zwischen den Satellitenbetreibern.

Das in Tabelle 2.1 angegebene EIRP von 50 dBW, geht von der Annahme aus, dass die gesamte Leistung eines typischen 26 MHz-Ku-Transponders für das Signal zur Verfügung steht. Bei der Beantragung der Frequenzen für die Satellitenposition wird jedoch meist eine spektrale Maske für das Signal definiert, welche die spektrale Leistungsflussdichte begrenzt und niedrigere Werte enthält, als von der ITU als Maximalwerte zulässig sind.

Für die meisten Satellitenpositionen wurden Masken für analoge und digitale Fernsehaustrahlungen eingereicht, so dass es von Vorteil ist, wenn eine neue Luftschnittstelle diese Masken einhalten kann, da dann kein erneuter Koordinierungsaufwand anfällt.

Daher wird wie oben erwähnt das Signal auf 16 Mchip/s gespreizt und ein Roll-off Faktor von 1 verwendet, so dass spektrale Leistungsflussdichten derjenigen von DVB-S ähneln. Die hohe Chiprate wird vor allem mit Hilfe des niederratigen Turbo-Codes der Rate 1/5 und zusätzlich durch den kleinen äußeren Spreizcode erreicht.

Aber nicht nur die Interferenz des eigenen Signals zu anderen Systemen muss betrachtet werden, sondern umgekehrt auch der Einfluss von Interferenz auf das eigene Signal. Für Broadcast-Anwendungen muss man dazu die Interferenz im Abwärtslink zum mobilen Teilnehmer betrachten.

### 2.1.5 Interferenzquellen für den Abwärtslink des Ku-Mobil-Systems

Im Abwärtslink von Satellitensystemen existieren vor allem drei potentielle Interferenzquellen:

1. Gleichkanalinterferenz aus nahegelegenen Beams.
2. Interferenz aus benachbarten Frequenzen des eigenen Beams.
3. Interferenz von benachbarten Satelliten.

Die ersten beiden Ursachen für Interferenz sind für das Ku-Mobil-System nicht direkt relevant, da es sich auf der einen Seite um eine Broadcast-Anwendung handelt bei dem, wenn vorhanden, die verschiedenen Satellitenbeams bei gleicher Frequenz normalerweise einen großen geographischen Abstand aufweisen.

Auf der anderen Seite entsteht die Interferenz aus benachbarten Frequenzen im Wesentlichen auf Grund der Verwendung des gleichen (nicht-linearen) Verstärkers (Transponder) für unterschiedliche Signale und der dann entstehenden so genannten Intermodulationsprodukte. Das Ku-Mobil-System verwendet jedoch standardmäßig den gesamten Transponder für sein Signal.

Daher rückt nun der dritten Punkt in den Vordergrund, die Interferenz durch Nachbarsatelliten. Die notwendige Berücksichtigung der Interferenz durch Nachbarsatelliten stellt eine Besonderheit des Ku-Mobil-Systems dar.

Bei traditionellen Ku-Band-Systemen kann die Interferenz von benachbarten Satelliten oft vernachlässigt werden, da die Empfangsantennen am Boden meist eine einseitige 3-dB-Antennenkeulenbreiten von weniger als einem Grad besitzen. Dies entspricht im Ku-Band einem Antennendurchmesser von etwa 80 cm.

Im vorliegenden System wirken allerdings zwei Besonderheiten zusammen, welche dazu führen, dass diese Interferenzquelle eine nicht zu vernachlässigende Rolle im Gesamtlinkbudget spielt:

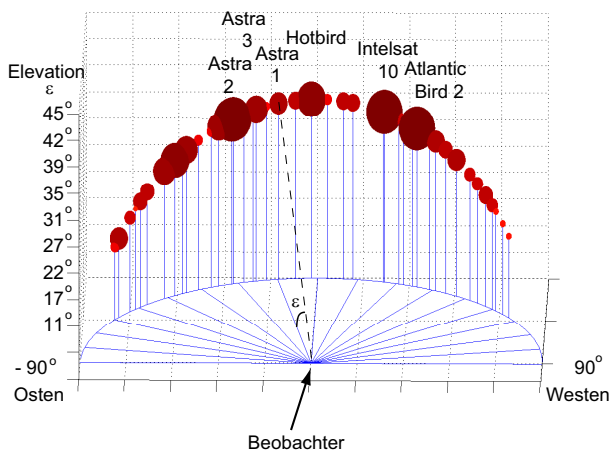


Abbildung 2.5: Clark Gürtel (Clark Belt) der geostationären Ku-Band Satelliten über München über dem Einheitskreis. Die Größe der Kugel symbolisiert das EIRP der Satelliten

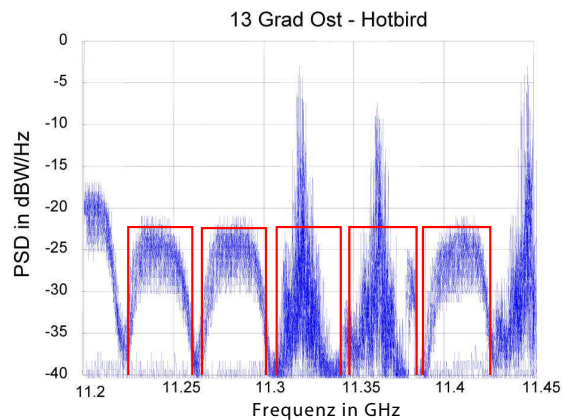


Abbildung 2.6: Spektrum eines benachbarten Ku-Band Satelliten mit analogen und digitalen Diensten sowie die 33-MHz Transpondergrenzen

- Die kleine Empfangsantennengröße von  $10 \text{ cm} \times 10 \text{ cm}$  resultiert in einer einseitigen Antennenkeulenbreite von über  $7$  Grad. Im Szenario mit dem Satelliten ASTRA 1A bedeutet dies, dass der  $2$  Grad weiter östliche geparkte Eutelsat-Satellit W3A nur unwesentlich gedämpft wird.
- In einem preiswerten mobilen System kann die exakte Ausrichtung der Antenne nur bis zu einem gewissen Ausmaß garantiert werden. Selbst bei einer Ausrichtungsgenauigkeit von einem Grad kann es noch vorkommen, dass das Maximum der Antennenkeule genauso weit vom Nachbarsatelliten wie vom eigentlichen Ziel entfernt ist.

Über Zentraleuropa sind die Abstände zwischen zwei benachbarten geostationären Satelliten normalerweise durch ein  $3$  Grad-Raster der möglichen Positionen vorgegeben. Durch die Geometrie der Erdoberfläche wird dieser Abstand noch einmal leicht verzerrt und es ergibt sich das in Abbildung 2.5 dargestellte Verhältnis der aktiven, nichtinklinierten Satelliten im Ku-Band auf dem Einheitskreise, wobei die angegebene Höhe dem Tangens der Elevation entspricht und die Größe der Kugel der äquivalenten, isotrop ausgestrahlten Leistung **EIRP** entspricht ist.

In Abbildung 2.6 sieht man typische Strukturen der PSD (Power Spectral Density) der Nachbarsatelliten im Ku-Band. An ihrer gleichmäßigen runden Struktur erkennt man die digitalen **DVB-S**-Signale, welche hier auch jeweils den gesamten Transponder belegen. In der Mitte sind die Signale analoger Fernsehübertragungen von „TV 5“ und „Rai Uno“ zu sehen. Ferner ist knapp oberhalb des Signals von „Rai UNO“, ungefähr bei  $11,38 \text{ GHz}$ , der analoge Träger eines Radiosenders der Rai wahrzunehmen, der im gleichen Transponder wie das Fernsehsignal liegt.

## 2.1.6 Vergleich mit anderen Satellitenradiosystemen

Zum Abschluss der Betrachtung der Broadcast-Anwendung sollen wesentliche Teile des vorgestellten Systems zusammengefasst und mit XM-Radio sowie dem Sirius-Satellite-Radio verglichen werden. Eine Übersicht findet sich in Tabelle 2.2 im Vergleich zu den Daten des Ku-Mobil-Systems



und des ASTRA 1A Satelliten, als typischem Vertreter eines kostengünstigen inklinierten Satelliten im Ku-Band. Eine ausführliche Darstellung der amerikanischen Systeme und der Unterschiede zu Ku-Mobil findet sich in [SEL<sup>+</sup>05].

Tabelle 2.2: Übersicht über die Rundfunksatellitensysteme

	Ku-Mobil	XM-Radio	Sirius-Satelliten-Radio
Satellit	1 End-of-Life GEO	2 GEO-Positionen	3 HEO-Satelliten
Satellitentyp	GE 4000	BSS 702	FS 1300
Startgewicht	1,8 t	3,8	4,7 t
Position	5 Grad Ost	115 <sup>0</sup> und 85 <sup>0</sup> West	um 100 <sup>0</sup> West
DC Leistung	2,8 kW	16 kW	9 kW
EIRP	50 dBW pro Transponder	68,5 dBW	64 dBW
max. Anzahl Träger verwendet für Radio	16 1	2 2	1 1
Datenrate ca.	1 Mbit/s	2* 2,048 Mbit/s	4,4 Mbit/s
Symbolrate	16 MSymb/s	2 * 1,64 MSymb/s	3,76 MSymb/s
Bandbreite	26 MHz	6 * 2 MHz	3 * 4 MHz
Frequenzband	Ku-Band 10,7- 12,7 GHz	S-Band 2,333 - 2,345 GHz	S-Band 2,320 - 2,333 GHz
Freiraumdämpfung	205,3 dB	191 dB	191 - 193 dB
Antenne	gerichtet	hemisphärisch	hemisphärisch
Antennengewinn	18 dBi	3 - 6 dBi	3 - 6 dBi
Terrestrische Verstärkerstationen	–	1500	>100
Kanalcodierung	3GPP2 Turbo-Code	RS. +Faltungscodierung	RS. +Faltungscodierung
Coderate	1/4 - 1/5	2 * 3/4	1/2 (2/3)
Zeit-Diversity	Interleaving im Minutenbereich	Interleaving im Sekundenbereich	Wiederholung 2. Satellit im Sekundenbereich
Modulation	komplex gespreiztes BPSK	QPSK	QPSK
Multiplex	TDM	TDM	TDM
Empfangsreserve 1 Satellit	3-6 dB	>15 dB	> 10 dB
Ausstrahlung	dateibasierend	Streaming	Streaming
Investitionen	gering	ca. 1 Mrd.\$	ca 1 Mrd.\$

Ein erstes Unterscheidungskriterium ist die Anzahl der Satelliten. Während XM-Radio zwei Positionen auf einem GEO (Geostationary Earth Orbit) und Sirius-Satellite-Radio drei Satelliten auf einem HEO (Highly Elliptical Orbit) verwendet, soll das Ku-Mobil-System mit nur einem Satelliten auskommen.

Der nächste wesentliche Unterschied von Ku-Mobil zu den bisherigen Systemen ist die wesentlich geringere Empfangsreserve (Link Margin), da ähnliche Größenordnungen bei den Datenraten erreicht werden sollen. Dies ist umso bedeutsamer, da auf Grund der verwendeten höheren Frequenzen zusätzlich alle Dämpfungseffekte stärker ausfallen.

Zusätzlich verwenden die beiden amerikanischen Systeme terrestrische Verstärker, um eine Abdeckung von Städten gewährleisten zu können. Das Ku-Mobil-System soll jedoch ohne eine terrestrische Infrastruktur auch in Städten einen, wenn auch eingeschränkten, Dienst anbieten können.

Abschließend soll auf den großen Vorteil des hier vorgestellten Systems hingewiesen werden. Die Investitionskosten für die Infrastruktur sind um mehrere Größenordnungen geringer. Wenn es gelingt, unter den vorher beschriebenen Einschränkungen eine funktionsfähige und robuste Anwendung zu entwickeln, so könnte innerhalb kurzer Zeit ein solches System seinen Betrieb aufnehmen.

## 2.2 Rückkanal

Für den Rückkanal wird von einem niederratigen, burstartigen Verfahren ähnlich Inmarsat D+ ausgegangen, welches für Flottenmanagement und ähnliche Dienste entworfen wurde.

Um jedoch den gestiegenen Anforderungen an die zu übertragenden Datenmengen Rechnung zu tragen, soll eine 10-fache Datenmenge pro Nachricht übertragen werden. Dies entspricht einer Standardgröße von 640 bit pro Rahmen. Diese Größe von 80 Byte erlaubt sowohl die Verwendung standardisierter TCP-Antworten als auch die Übertragung der überwiegenden Anzahl von Webseitenanfragen innerhalb eines Rahmens. Ferner erlaubt diese Größe eine einfache Integration von **SMS** (Short Message Service), da die Datenmenge einer SMS-Nachricht  $160 \times 7 \text{ bit} = 1120 \text{ bit}$  entspricht und somit in zwei Rahmen übertragen werden kann.

Für die Rückwärtsrichtung wird im Gegensatz zur Vorwärtsrichtung von einer Multi-Beam-Satelliten-Antenne ausgegangen, da diese die Gesamtkapazität entsprechend erhöht. Als Zugriffsverfahren soll dabei das, auf **TDMA** (Time Division Multiple Access) aufbauende, **MF-TDMA** verwendet werden. Es erlaubt im Unterschied zu **CDMA** (Code Division Multiple Access) eine Zuteilung der Ressourcen (hier Zeit- und Frequenzschlitze), ohne eine zellübergreifende Koordination zu benötigen. Ferner erlaubt es eine Bestimmung des schlechtesten Falles im Hinblick auf die Interferenzsituation. Dies erleichtert eine garantierte Einhaltung der Grenzwerte der maximalen Interferenz zu Nachbarsatelliten. Außerdem erlaubt **MF-TDMA** eine einfache Entkoppelung der Signalisierungskanäle von den Datenkanälen.

Da die Interferenz im Aufwärtslink des Rückkanals eine besondere Rolle spielt, soll darauf näher eingegangen werden.

### 2.2.1 Dominierende Interferenzquellen für den Aufwärtslink

Die Interferenzsituation im Aufwärtslink ist im Allgemeinen ein komplexeres Problem als im Abwärtslink, da sowohl die Interferenzquellen, als auch der Sender räumlich variabel sind. Folgende Ursachen von Interferenz sind dabei von besonderer Bedeutung:

1. Örtlich benachbarte Benutzer im gleichen Frequenzband
2. Benutzer in benachbarten Frequenzbändern
3. Externe Interferenzquellen.

Bei typischen Satellitensystemen wird die Interferenzsituation durch den ersten Punkt dominiert. Die Interferenz aus benachbarten Frequenzbändern kann bei der Systemplanung meist mit vertretbarem Aufwand durch Schutzbänder (Guard Bands) klein gehalten werden.

Externe Interferenzquellen haben im Prinzip nur bei Verstößen gegen die Regulierungsbedingungen einen merklichen Einfluss, da die Frequenzen im Aufwärtslink exklusiv für Satellitenanwendungen von der ITU vergeben werden und die erlaubte Interferenz durch Nachbarsysteme sehr stark beschränkt sind, siehe beispielsweise dazu die Vorgaben der ETSI (European Telecommunications Standards Institute) im Ku-Band [ETS06] oder die Analyse in [ABE+05].

Die Anforderung keine merkliche Interferenz in benachbarten Satellitensystemen zu verursachen, schlägt sich zum Beispiel in hohen Anforderungen an die Genauigkeit der Ausrichtung sowie an die Stabilität und Größe von Sendeantennen im Ku-Band nieder, welche ein Hemmnis für einen preiswerten Einsatz des Ku-Bandes für mobile und transportable Übertragungsdienste darstellt. Daher wird in der vorliegenden Arbeit auch von einem unabhängigen Rückkanal ausgegangen, beispielsweise im L-Band bei 1,6 GHz, wo der Betreiber die Frequenz exklusiv nutzt, so dass die Größe und Ausrichtungsgenauigkeit der Antenne weniger kritisch ist.

Unter diesen Bedingungen muss daher nur die systeminterne Interferenz im gleichen Frequenzband betrachtet werden. Die Gleichkanalinterferenz entsteht dabei durch die Wiederverwendung der Frequenz innerhalb einer Mehrkeulen-Antenne (Multi-Beam-Antenne) beziehungsweise im Falle von CDMA zusätzlich noch aufgrund der Wiederverwendung der Frequenz innerhalb der eigenen Zelle. Die Gleichkanalinterferenz hängt dabei sehr stark von der geographischen Nutzerverteilung ab, welche sich mit der Zeit ändert und mit ihr auch die Interferenzsituation.

Bei FDMA (Frequency Division Multiple Access) und MF-TDMA wird durch die Verwendung von Frequenzwiederholungsmustern versucht, die Entfernung von Zellen gleicher Frequenz so zu optimieren, dass selbst bei ungünstigster Verteilung der Benutzer die Interferenz einen vorgegebenen Wert nicht überschreitet.

Ein insbesondere bei mobilen CDMA-Satellitensystemen nicht unerheblicher Aspekt ist die Schwankung des Verhältnisses von Signal-zu-Interferenzleistung (S/I) aufgrund unterschiedlicher Ausbreitungsbedingungen. Diese tritt entweder direkt durch die unterschiedliche Dämpfung des gesendeten Signals oder durch Fehler aufgrund der Zeitverzögerung der Leistungsregelung sowohl beim gewünschten Teilnehmer als auch bei den Störern auf. Beim hier betrachteten System kann dieser Aspekt jedoch vernachlässigt werden, da das System nur im LOS-Zustand und dann mit einer konstanten Leistung senden soll. Mehr zu diesem Aspekt findet sich in [MM95].

Damit bleiben als wichtigste Einflussfaktoren auf die Interferenz das gewählte Zellmuster und die Antenneneigenschaften übrig.

### 2.2.2 Satelliten-Multibeam-Antenne

Als Referenzmodell für diese Arbeit dient der Gaußsche Strahler in Verbindung mit der ITU-R Recommendation S.672-3, welche im Anhang A.5 aufgeführt ist. Ein Referenzparameter ist dabei der Winkel  $\Psi_b$ , bei dem der Gewinn der Antenne nur noch die Hälfte des Maximalwertes beträgt.

In Abbildung 2.7 ist die Antennenmaske nach ITU-R dargestellt, darüber ein reiner Gaußscher Strahler und ein Strahler mit nicht gleichmäßig belegter Apertur (tapered-apertur), wie er für Satellitenantennen gerne angenommen wird [LWJ00], S.184. Bei einem realen Mehrstrahl-Antennendiagramm für Satelliten spielt darüberhinaus die Abweichung des einzelnen Strahls von der Hauptrichtung eine wichtige Rolle.

Wenn nun die ITU-R-Maske auf den Gaußschen Strahler angewandt wird, ergibt sich eine konservative Annahme, die von realen Systemen in der Regel übertroffen wird, da sie Nebenkeulen ge-

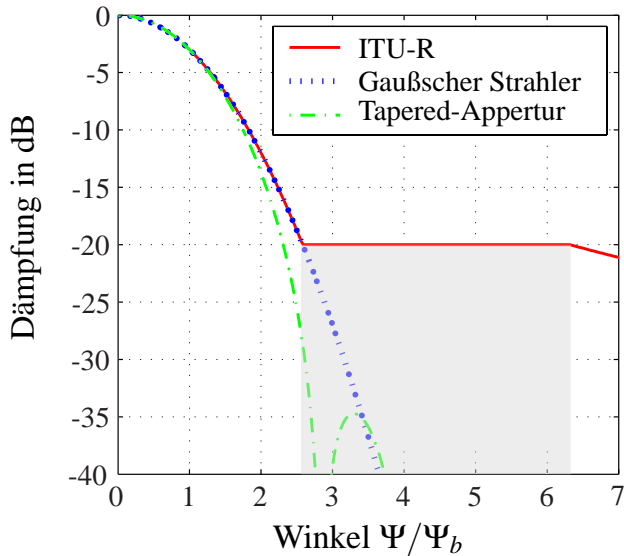


Abbildung 2.7: Einhüllende des Antennendiagramms für ITU-R, wobei der Bereich der Nebenkeulen grau unterlegt ist, Gaußscher Strahler und tapered-aperture Strahler

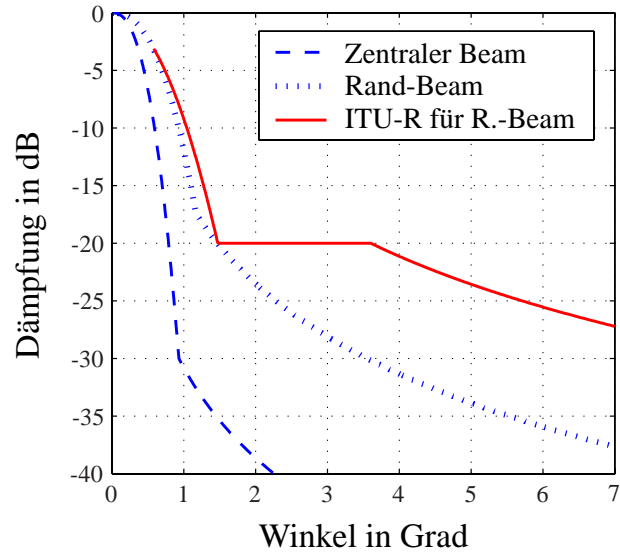


Abbildung 2.8: Einhüllende des Antennendiagramms aus dem Projekt SECOMS [EZS+97] für einen zentralen Beam und einen Rand-Beam mit 4 Grad Offset zum Hauptreflektor sowie die ITU-R-Maske für den Rand-Beam

zielt zulassen können und sowohl eine etwas steilere Hauptkeule, als auch geringere maximale Nebenkeule gegenüber der ITU-R Spezifikation erreichen können [Spa97]. Dabei stellen aber Funkzellen am Rande der Ausleuchtzone die größte Herausforderung dar und ergeben in Abhängigkeit der maximalen Auslenkung des Systems Werte, welche in einzelnen Punkten auch im Bereich der Nebenkeulen an das ITU-R Modell heranreichen können, siehe Abbildung 2.8 und [EZS+97].

### Vereinfachtes Zellarmmodell für Satellitensysteme

Für nachfolgende Berechnungen und Simulationen wird eine vereinfachte Zellstruktur zugrundegelegt, bei der implizit die Annahme einer nur geringen Abweichung der Strahlrichtung der Zellen von dem Nadirwinkel getroffen wird (siehe auch [LWJ00] S. 179).

Der Antennengewinn  $G_r$  des Signals relativ zum Antennengewinn in der Zellmitte lässt sich dann nach ITU-R aus dem Verhältnis der Entfernung  $r$  des Benutzers vom Zellmittelpunkt zum Zellradius  $r_0$  bestimmen:

$$G_r(r) = 10^{-0,3 \cdot \left(\frac{r}{r_0}\right)^2} . \quad (2.6)$$

Der Zellradius  $r_0$  ist dabei eine Eigenschaft der Antenne, welche im Wesentlichen von der Größe des Reflektors am Satelliten und der gewählten Übertragungsfrequenz abhängt.

In der Abbildung 2.9 ist das Zellmuster mit der Zellgrenze bei -3 dB dargestellt, wobei der Bereich der Nebenkeulendämpfung der ITU-R Recommendation grau unterlegt ist. Innerhalb des grau unterlegten Bereichs führt eine Vergrößerung des Abstandes des Störers zur Mitte des Musters nicht mehr unbedingt zu einer Verringerung der Interferenz.

Wie man erwarten kann, hat die Definition der Zellgrenze einen nicht zu unterschätzenden Einfluss auf die Interferenz, besonders für die in TDMA-Systemen gebräuchliche Definition mit Hilfe des schlechtesten auftretenden Falles. Wie im Anhang A.6 gezeigt wird, ist für den Aufwärtslink die Verwendung der Definition von -3 dB am Zellrand ein guter Wert im Hinblick auf das erzielbare SNIR bei vorgegebenen SNR im Zellmittelpunkt und einem Frequenzwiederholungsfaktor von vier. Diese Definition soll, auch aus Gründen der Vergleichbarkeit, in der Arbeit beibehalten werden.

### Struktur der Interferenz im Aufwärtslink

Die Interferenz entsteht am Empfänger durch Nutzer in anderen Zellen. In einem TDMA-System mit einem regulären Zellmuster sind dafür vor allem die Benutzer in den nächsten Zellen mit gleicher Frequenzuteilung von Bedeutung. Um die Unabhängigkeit der Koordination in den Zellen zu erhalten, soll hier immer vom Grenzfall der ungünstigsten Orstverteilung der Benutzer ausgegangen werden. Der gewünschte Teilnehmer befindet sich daher am Zellrand und die 6 Gleichkanalstörer sind so aufgestellt, dass sie eine möglichst starke Interferenz verursachen. In Abbildung 2.10 wird dabei der gewünschte Teilnehmer mit ‚n‘ bezeichnet und die 6 nächsten Gleichkanalstörer mit ‚i‘.

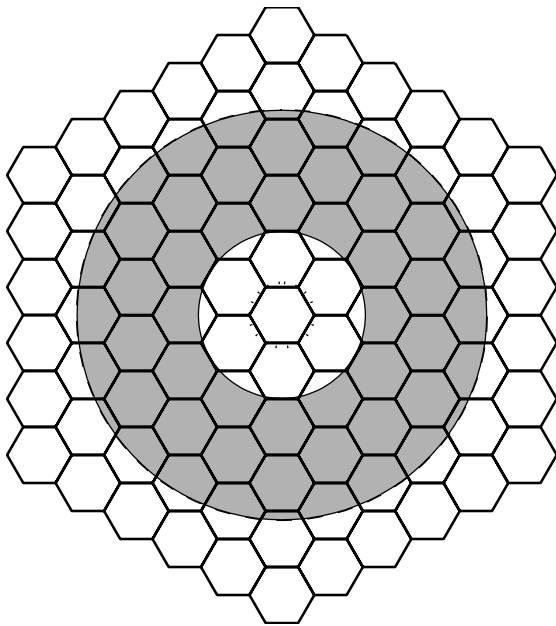


Abbildung 2.9: Zellmuster der Multi-Beam-Antenne, grau unterlegt der Bereich der Nebenkeulendämpfung nach ITU-R bei Zellgrenzdefinition von -3 dB

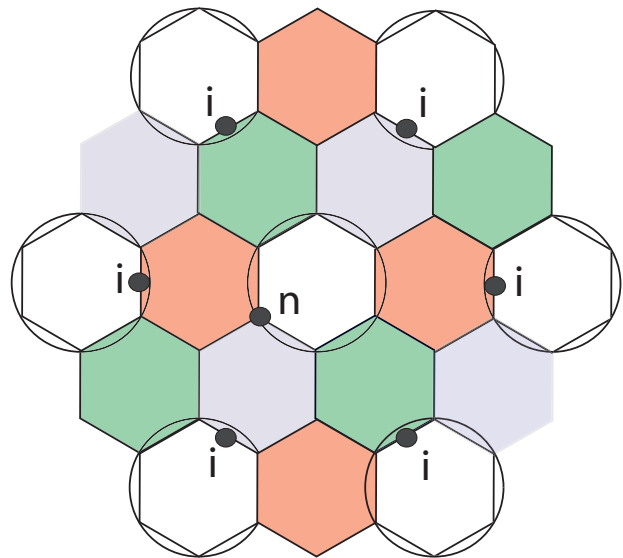


Abbildung 2.10: Ungünstigste Kombination der Positionen der Benutzer für das 4-er Frequenzwiederholungsmuster bezüglich des S/I des mittleren Benutzers ‚n‘

Für ein TDMA-Multibeam-System ergibt sich eine interessante Analogie zu einem CDMA-System, da man die Antennenkeulen auch als räumliche Filter sehen kann, ähnlich dem Korrelator auf die CDMA-Spreizsequenz. An einem Ausgang einer Antennenkeule liegen das gewünschte Signal plus sechs entsprechend gedämpfte Nachbarsignale vor. Dabei stellen die Nachbarsignale für andere Ausgänge das eigentliche Nutzsignal dar. Um ein von der jeweils konkreten Gesamtanzahl

der Zellen unabhängiges System betrachten zu können, wird bezüglich der Interferenz die Annahme verwendet, dass in jeder Zelle die gleichen ungünstigen Bedingungen vorliegen, was eine obere Schranke für die in einem realen System vorhandene Interferenz darstellt.

# Kapitel 3

## Der landmobile Satellitenkanal

Im Unterschied zum terrestrischen Funkkanal zeichnet sich der Satellitenkanal durch das häufige Vorhandensein einer direkten Komponente und durch die geringen erzielbaren Leistungsflussdichten am Empfänger aus. Die geringen erzielbaren Empfangsleistungen haben nicht nur Auswirkungen auf die reine Punkt-zu-Punktverbindung, sondern auch auf die Zellstruktur eines Satellitennetzes, da man im Gegensatz zu terrestrischen zellularen Systemen nicht im durch Interferenz limitierten Modus arbeiten kann (siehe z.B. [Gau99]).

Der stärkste Einfluss wird jedoch durch die Abschattung der direkten Sichtverbindung (LOS) zwischen Satellit und Teilnehmer ausgeübt. Der zeitliche Verlauf bestimmt sich dabei aus der Bewegung des Teilnehmers. Im Gegensatz zu terrestrischen Systemen, bei denen Leistungsreserven von 20 dB und mehr vorhanden sind, bedeutet dies bei Satellitensystemen eine relativ häufige Unterbrechung der Verbindung, welche man bei einem Systementwurf berücksichtigen muss.

### 3.1 Modellierung des landmobilen Satellitenkanals

Beim landmobilen Satellitenkanal (LMS) kann man davon ausgehen, dass die dominanten Effekte sich aus der unmittelbaren Umgebung des Empfängers ergeben, da selbst nahe Reflektionen gegenüber dem direkten Signal stark gedämpft sind. Außerdem sind ferne Echos, welche nur einmal beispielsweise von Bergen, reflektiert wurden, aufgrund der Geometrie unwahrscheinlich. So sind die dominierenden Effekte vor allem die Dämpfung und Beugung bedingt durch Hindernisse im LOS-Pfad und Reflektionen in der nahen Umgebung. Um diese Betrachtungsweise zu motivieren, soll kurz auf die aus der Literatur bekannten Ergebnisse einiger breitbandiger Messungen im L/S- und EHF-Band verwiesen werden.

Anschließend wird die schmalbandige Modellierung des LMS-Kanals genauer dargestellt, um daraus die Grundlagen für die darauffolgende Auswertung einer Messkampagne im Ku-Band und deren Einordnung zu erarbeiten. Eine weiterführende, ausführliche Übersicht und Analyse der verschiedenen Modelle für den landmobilen Satellitenkanal findet sich in [EJ98].

#### 3.1.1 Breitbandige Effekte im landmobilen Satellitenkanal

In der Literatur sind zwei breitbandige Modelle des LMS-Kanals, nämlich [PSE96] und [JBH96], bekannt, welche aus Messungen im L/S-Band gewonnen wurden. Beide stimmen darin überein,

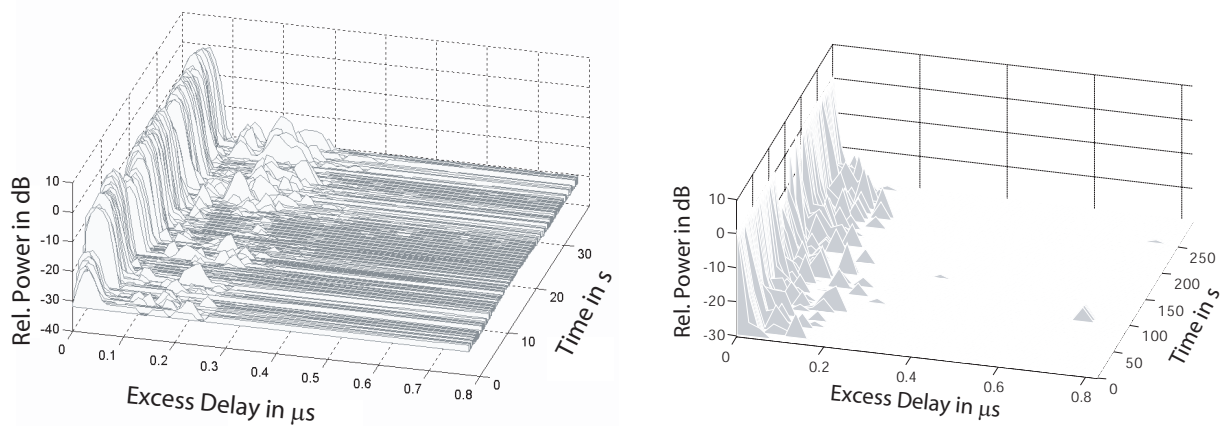


Abbildung 3.1: Beispiel einer Messung bei 1,82 GHz aus [JBH96] und einer Raytracing-Simulation des DLR für eine ländliche Umgebung

dass die Leistung der Echos exponentiell mit der Umweglaufzeit abnimmt und man zwei Arten von Echos unterscheiden muss. Auf der einen Seite gibt es die Gruppe der nahen Echos, die aus der direkten Umgebung des Empfängers (bis ca. 200 m) stammen und zusätzlich vereinzelte, sehr schwache Echos aus größerer Entfernung. Selbst die nahen Echos sind gegenüber der ungestörten direkten Komponente im Mittel um 10-30 dB gedämpft (siehe Abbildung 3.1).

In [Jah01] wird der breitbandige Charakter des Kanals analysiert. Die Kohärenzbandbreiten für das L-Band liegen im Line-of-Sight(LOS)-Fall oberhalb von 10 MHz und selbst bei Abschattung der direkten Komponente bei mehr als 5 MHz. Noch ausgeprägter ist das Verhalten im EHF-Band, bei dem der Kanal selbst noch für 30 MHz als nicht frequenzselektiv betrachtet werden kann.

Den Gewinn, den man mit Hilfe eines 30 MHz breiten Rake-Empfängers im L/S-Band erreichen kann, ist nach [Jah01] für den LOS-Fall vernachlässigbar und nur im Falle starker Abschattung von Bedeutung, wenn das Signal mehr als 20 dB gegenüber dem LOS gedämpft ist.

Die Dominanz der direkten Komponente wurde im Anschluss auch durch ein Raytracing-Modell bestätigt, welches in einem gemeinsamen Projekt des Deutschen Zentrums für Luft- und Raumfahrt (DLR) unter Beteiligung des Autors, in Verbindung mit dem Institut für Hochfrequenz der Universität Karlsruhe und der IMST GmbH entwickelt wurde, siehe [DEW98] und [DJEW97]. In Abbildung 3.1 sieht man rechts ein Ergebnis dieses Modells für eine ländliche Umgebung im Vergleich zu einer Messung aus [JBH96], welche zur Validierung des Modells diente.

In dem in dieser Arbeit betrachteten Gesamtsystem wird für den hochratigen Vorwärtslink im Ku-Band zusätzlich noch eine gerichtete Antenne mit 19 dBi Gewinn verwendet, so dass sich der Einfluss von Echos gegenüber den oben zitierten Modellen nochmals verringert (siehe dazu auch Abbildung 3.7 und die Ausführungen in Kapitel 3.2.1). Daher ist selbst bei der Verwendung des gesamten Satellitentransponders mit einer Bandbreite von 26 MHz die Modellierung des Kanals als nicht frequenzselektiv gerechtfertigt, insbesondere da das System nicht für stark gedämpfte Signale ausgelegt werden soll.



### 3.1.2 Schmalbandmodelle für den landmobilen Satellitenkanal

Nachfolgend werden kurz die verschiedenen Modelle vorgestellt, welche in der Literatur zur Beschreibung des Satellitenkanals verwendet werden. Anschließend werden die Referenzmodelle für die Vorwärtsverbindung entwickelt, welche im weiteren Verlauf der Arbeit herangezogen werden.

Der erste Schritt bei der Modellierung ist die Nachbildung des zeitlichen Verlaufs. Für niedrige Frequenzen kann unter Umständen der Ansatz von [PLL98] verwendet werden, in dem das zeitliche Verhalten durch entsprechende Filterung der Kanalampplitude die gewünschten Fading-Eigenschaften erhält und man damit indirekt von der Annahme eines stationären Prozesses ausgeht. Das Modell von [PLL98] gibt jedoch die physikalischen Ursachen des Fadings aufgrund der unterschiedlichen Hindernisse zwischen Satellit und Empfänger nicht wieder, insbesondere wenn die Wellenlänge kleiner als die Größe der Hindernisse wird.

Oberhalb von Frequenzen von 1 GHz wird die Verwendung eines Zustandmodells zwingend erforderlich, bei dem zwischen dem Fall des Vorhandenseins einer Sichtverbindung (LOS) zum Satelliten und dem Fall des Nichtvorhandenseins einer solchen Verbindung (NLOS) unterschieden wird. Das Bekannteste ist hierbei das Lutz-Modell [LCD<sup>+</sup>91]. Abgeleitet hiervon gibt es Modelle, die eine feinere Zerlegung in mehr als zwei Zustände untersuchen, (siehe beispielsweise [VD92], [FGF<sup>+</sup>97] und [AHSE05]). Die Mehrheit dieser Modelle verwendet dabei drei Zustände. Ein Zustand entspricht weiterhin dem LOS, während der abgeschattete Zustand (NLOS) aufgeteilt wird, meist in einen mittleren und einen stark gedämpften Fall. Physikalisch entspricht ein solcher mittlerer Zustand meist einer vegetativen Abschattung durch die Wipfel einzelner Bäume. Hingegen wird die starke Abschattung meist durch Häuser, Tunnel, Brücken oder andere massive Hindernisse verursacht.

Der LOS-Fall wird als Rice-Verteilung modelliert. Der wesentliche Unterschied zu der stationären Anwendung mit einer hochgerichteten Antenne ist der geringere Rice-Faktor, der sich für das L/S-Band im Bereich von 5-15 dB [LCD<sup>+</sup>91], und für das Ku-Band, mit einer leicht gerichteten Antenne, im Bereich um 20 dB bewegt.

Für den Fall der Abschattung gibt es verschiedene Ansätze für die Modellierung:

- Das Loo-Modell, bei dem das Signal sich aus der Summe einer Lognormal- und einer Rayleigh-verteilten Komponente zusammensetzt.
- Das Suzuki-Modell, eine Verkettung einer Lognormal- mit einer Rayleigh-Verteilung.
- Die Rice/Lognormal-Verteilung.

Das Loo-Modell [Loo85] wurde ursprünglich für die Modellierung von vegetativer Abschattung entwickelt, aber im Folgenden auch für andere Umgebungen verwendet. Das Signal besteht aus der Summe einer lognormal verteilten abgeschatteten Komponente  $z$  und einer Rayleigh-verteilten Komponente  $w$ :

$$r \cdot e^{(j \phi_r)} = z \cdot e^{(j \phi_0)} + w \cdot e^{(j \phi)}. \quad (3.1)$$

Die resultierende Verteilung der Summe der abgeschatteten direkten Komponente  $z$  und des Rayleigh-Prozesses ist eine Rice-Verteilung, bei welcher der Rice-Faktor abhängig von der Realisierung des Lognormal-Prozesses der direkten Komponenten ist. Dabei wird, wie bei den anderen

Modellen auch, implizit davon ausgegangen, dass der Lognormal-Prozess relativ langsam im Vergleich zum Rayleigh-Prozess ist. Dies liegt daran, dass der Lognormal-Prozess wesentlich durch die Geometrie der Abschattung bestimmt wird, während der Rayleigh-Prozess auf den Effekten der Phasendifferenzen beruht, die sich bei geringen Verschiebungen der Geometrie stark verändern.

Das am weitesten verbreitete und auch im folgenden Kapitel verwendete Lutz-Modell basiert auf der Verwendung der Suzuki-Verteilung für die Abschattung. Diese wurde zuerst für den terrestrischen Fall entwickelt [Suz77], hat sich aber auch im Bereich der Modellierung für den Satellitenkanal als geeignet erwiesen. Die Empfangsamplitude wird mit Hilfe einer Rayleigh-Verteilung  $w$  modelliert, wobei diesem Prozess ein sehr viel langsames Lognormal-Fading  $z$  überlagert wird.

$$r \cdot e^{(j\phi_r)} = z \cdot w \cdot e^{(j\phi)} . \quad (3.2)$$

Das Suzuki-Modell verwendet 2 Parameter, nämlich  $\lambda_{LN}$  und  $\mu_{LN}$  für die Modellierung des Lognormal-Prozesses, siehe Anhang A.2. Für die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion des Suzuki-Modells gilt:

$$f_{\text{Suzuki}}(r) = \int_0^{\infty} f_{\text{Rayleigh}}(r|z) \cdot f_{\text{lognormal}}(z) dz . \quad (3.3)$$

Ein drittes Modell [CV94] wurde von Corazza und Vatalaro speziell für den Satellitenfall vorgeschlagen. Anstelle des Rayleigh-Prozesses wird ein Rice-Prozess verwendet. Daher gleicht die Formel dem Suzuki-Modell in Gl. (3.2), jedoch folgt  $w$  einer Rice-Verteilung. Zusätzlich zu den Freiheitsgraden im Suzuki-Prozess hat man hier die Möglichkeit den Rice-Faktor frei zu wählen, so dass eine flexiblere Anpassung an Messergebnisse möglich wird. Für die folgenden Messungen im Ku-Band führte die Verwendung dieses Modells zu extrem niedrigen Rice-Faktoren, so dass keine Verbesserung der Modellierung gegenüber der Rayleigh-Verteilung erzielt wurde.

## 3.2 Eigenschaften des landmobilen Kanals im Ku-Band

Für landmobile Anwendungen im Ku-Band sind aus [BER92] und [DC90] erste Ergebnisse bekannt, jedoch sind diese aufgrund ihrer Einschränkungen in ihrem Messaufbau (konstant  $90^\circ$  zum Satelliten, bzw. der fehlenden Leistungsreserve) nicht ausreichend, um daraus ein Modell zu entwickeln. Daher wurde innerhalb des ESA-Projektes Ku-Mobil eine Messkampagne durchgeführt, bei welcher eine möglichst anwendungsnahe Modellierung im Vordergrund stand [ESK<sup>+</sup>02].

Das hier verwendete zeitbasierende Modell enthält, im Gegensatz zum entfernungsbasierenden Lutz-Modell, implizit den Effekt der unterschiedlichen Fahrzeuggeschwindigkeiten, so dass für räumlich gleich lange Hindernisse aufgrund unterschiedlicher Geschwindigkeiten unterschiedliche Abschattungsdauern in die Messung eingingen.

Zu der Modellierung ist hinzuzufügen, dass sie nur für eine ganz bestimmte Umgebung unter genau definierten Rahmenbedingungen (z.B. Jahreszeiten, Satellitenelevation, ...) gültig ist und daher nur einen Ausschnitt der Wirklichkeit darstellt. Jedoch kann man aus den gewonnenen Modellen Trends und prinzipielle Einsichten ableiten, welche für den Systementwurf von großer Bedeutung sind. Exakte Werte, wie beispielsweise die prozentuale Abschattung, sind jedoch nur für eine Realisierung (Messfahrt) gültig und es kann zu relativ starken Schwankungen kommen, wenn die



Abbildung 3.2: Das Messfahrzeug



Abbildung 3.3: Die Empfangsantenne

Bedingungen sich verändern. So hat die Höhe des Messfahrzeuges und die Positionierung der Antenne, beispielsweise auf der Fahrer- oder Beifahrerseite, einen nicht zu vernachlässigenden Einfluss. Daher muss ein Systemansatz robust gegenüber Änderungen in den Parametern des Modells sein.

### 3.2.1 Messkampagne

Für die Messung wurde eine Bake über einen Transponder des ASTRA-1B-Satelliten gesendet, die mit Hilfe des Fahrzeugs aus Bild 3.2 aufgezeichnet wurde. Ein Überblick über den Messaufbau findet sich in Abbildung 3.4.

Die komplementäre kumulative Wahrscheinlichkeitsdichteverteilung (CDF) und die dazugehörige Wahrscheinlichkeitsdichteverteilung (PDF) für die verschiedenen Umgebungen sind in Abbildung 3.5 und 3.6 dargestellt. Man erkennt zwei ausgeprägte Kurvenabschnitte, die Rice-Verteilung mit ihrem hohen Rice-Faktor im LOS-Fall und den Bereich hoher Dämpfungen infolge der Abschattung. Aufgrund der Auswertung mit Hilfe des Videobildes kann man drei Zustände unterscheiden:

1. der ungestörte LOS-Fall,
2. eine mittlere Dämpfung aufgrund eines einzelnen Baumes,
3. die starke Abschattung aufgrund von Brücken, Häusern oder eines belaubten Waldes, bei dem das Signal mehrere Baumreihen durchdringen muss.

Im dritten Fall ist das Signal im Ku-Band deutlich mehr als 20 dB gedämpft und das Messergebnis wird durch das Eigenrauschen des Systems verfälscht. Diese geringe Leistung im Falle einer völligen Blockierung des LOS-Pfades wird, neben der hohen Frequenz, vor allem durch die Verwendung einer gerichteten Antenne verursacht, welche Echos aus anderen Richtungen als derjenigen zum Satelliten unterdrückt.

Diese Eigenschaft ist besonders gut anhand von Abbildung 3.7 zu erkennen. Das Messfahrzeug wurde zwischen zwei Häusern so geparkt, dass der LOS-Pfad vollkommen blockiert war, siehe

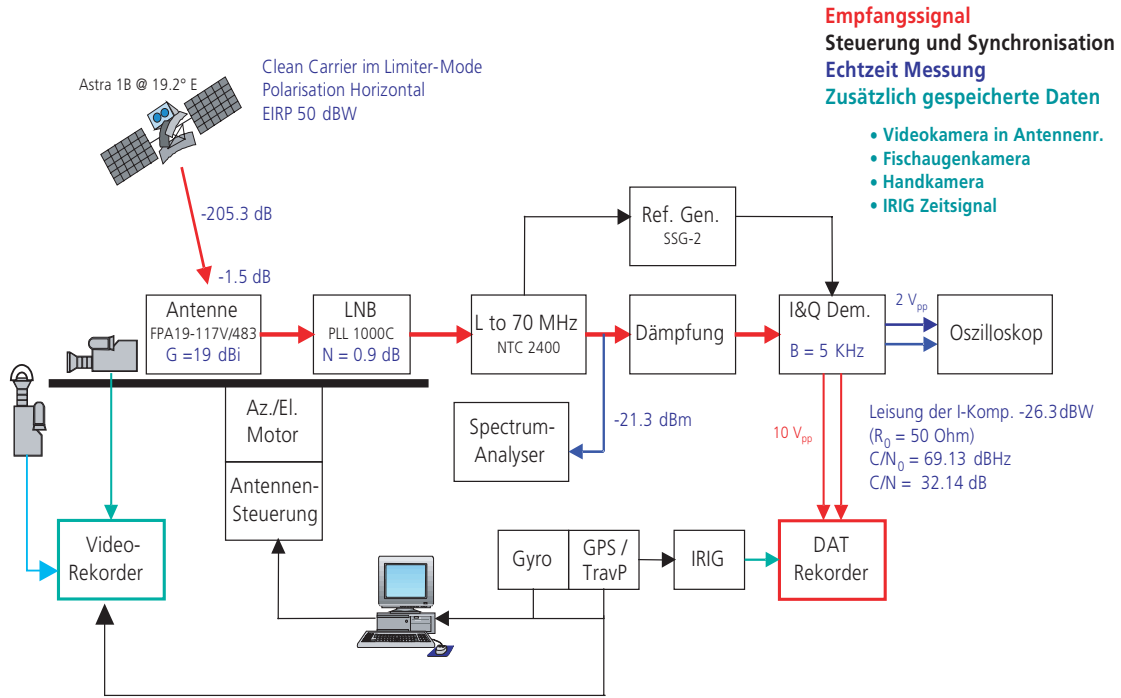


Abbildung 3.4: Messaufbau

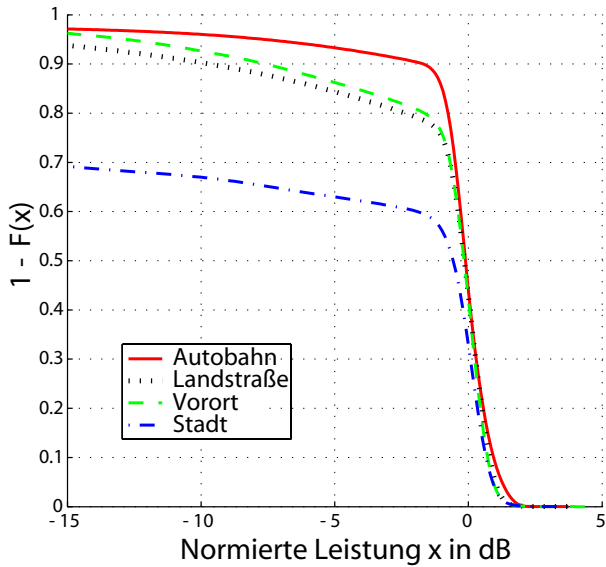


Abbildung 3.5: Komplementäre CDF des Satellitenkanals im Ku-Band

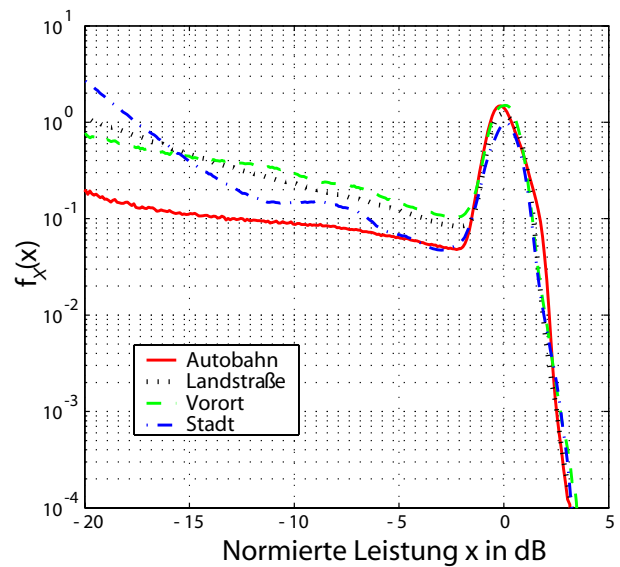


Abbildung 3.6: PDF des Satellitenkanals im Ku-Band

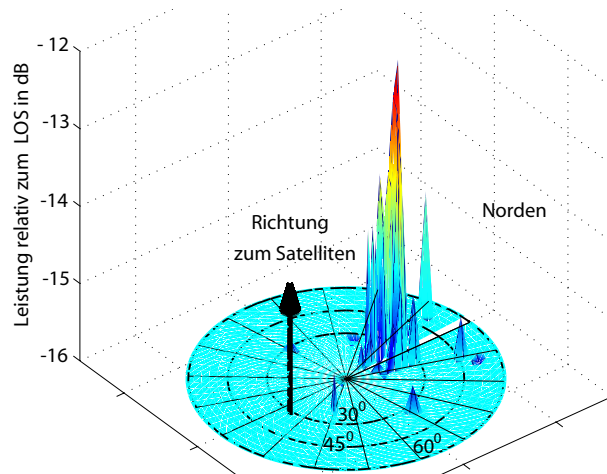


Abbildung 3.7: Scan für verschiedenen Einfallswinkel des Satellitensignals, bei blockiertem LOS, mit ca. 13 dB gedämpften Echos aus der gegenüberliegenden Richtung

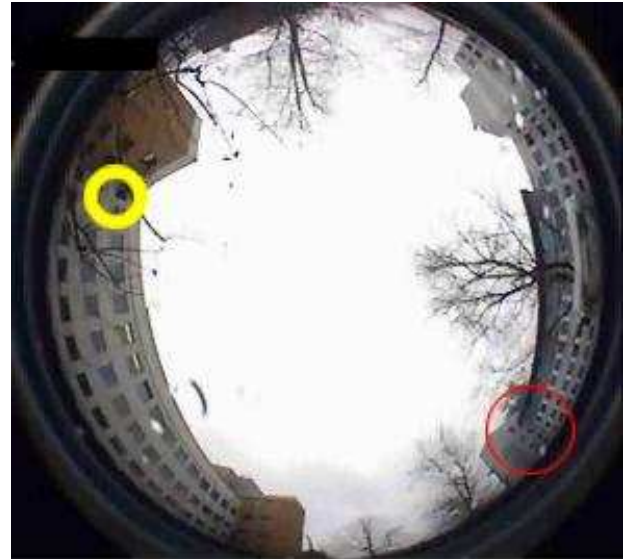


Abbildung 3.8: Fischaugenaufnahme des Scans, wobei der kleine Kreis die ungefähre Position des Satelliten und der dünne Kreis die Position der Reflexion angibt

Tabelle 3.1: Parameter der drei Zustände im Ku-Band

Umgebung	LOS	Rice-Faktor	leichte veg. Abschattung	$\mu_{dB}$	$\lambda_{dB}$	Blockierung
Autobahn	90%	18 dB	6%	- 8 dB	1,5 dB	3%
Landstraße	78%	20 dB	16%	- 7 dB	2 dB	6%
Vorort	80%	19 dB	17%	- 7 dB	2 dB	3%
Stadt	60%	19 dB	10%	- 7 dB	2 dB	30%

Abbildung 3.8. Die Antenne führte einen Scan der Umgebung für die Elevationen von  $0^{\circ}$  bis zu  $60^{\circ}$  durch. Das stärkste Reflektionssignal kam genau aus der gegenüberliegenden Richtung zum Satelliten, welche mit Hilfe des Pfeils markiert ist. Man erkennt, dass die im Falle einer Omni-Antenne vorhandenen Signalanteile aus Reflektionen an gegenüberliegenden Wänden entstehen. Die Reflektionen werden aber im vorliegenden Fall durch die Verwendung einer gerichteten Antenne unterdrückt, so dass keine sinnvoll messbaren Signalanteile mehr vorhanden sind.

Die Messkampagne führte zu den in Tabelle 3.1 dargestellten Parametern. Im Hinblick auf die Parameter  $\mu_{dB}$  und  $\lambda_{dB}$  für den Fall der vegetativen Abschattung ist hinzuzufügen, dass die Messungen im Winter erfolgten, weswegen die meisten Bäume unbelaubt waren. Dies erklärt die für das Ku-Band relativ geringen Dämpfungen der mittleren Abschattung. Beispielhaft ist in Abbildung 3.9 der Unterschied im Verhalten des Signals bei einer Abschattung durch einen unbelaubten Baum und einer Fichte dargestellt. Wenn im direkten Pfad ein Waldstück auftritt, bei dem mehrere Bäume in der direkten Linie zwischen Empfänger und Satelliten auftreten, ergibt sich im Ku-Band allerdings bereits eine so starke Dämpfung, dass diese aufgrund der beschränkten Messdynamik nicht mehr von einer Blockierung unterschieden werden konnte.

Es ist ferner anzumerken, dass aufgrund der Anordnung der Antenne auf dem Dach des Messbusses (ca. 2,5 Meter Höhe) sowie der Elevation des Satelliten von 34 Grad, es kaum zu Abschattungen

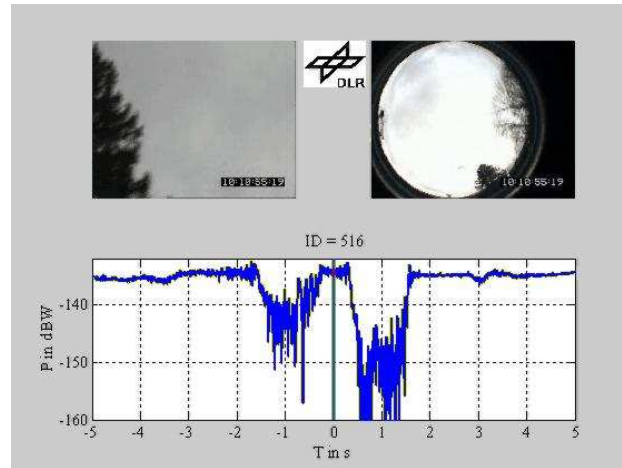


Abbildung 3.9: Abschattung, bei  $T = -1$ s unbelaubter Baum, bei  $T = 1$ s eine Fichte

aufgrund von ein- oder zweistöckigen Häusern kommt. Dies drückt sich darin aus, dass in allen Umgebungen ein relativ hoher Anteil des LOS-Zustandes existiert, aber besonders in der Vorort-Umgebung eine relativ geringe Blockierungswahrscheinlichkeit auftritt.

Der Schwerpunkt der folgenden Analyse der Messkampagne liegt auf dem zeitlichen Verhalten des Auftretens der guten Zustände. Die Begründung dafür wird in Kapitel 4 noch näher motiviert. Man kann jedoch aufgrund des Modells erkennen, dass die Verwendung einer größeren Leistungsreserve die Auswirkung der vegetativen Abschattung verringern kann, jedoch das prinzipielle Problem des Vorhandenseins von Unterbrechungen nicht löst.

### 3.2.2 Zeitverhalten des Kanals

Aus der Sicht der Kanalcodierung ist neben dem mittleren Verhalten der Umgebung, ausgedrückt in der CDF, vor allem das Zeitverhalten des Kanals von Bedeutung. Insbesondere die Interleavergröße und korrekte Verwendung von Time-Diversity lässt sich aus dem zeitlichen Verhalten ableiten.

Eine wichtige Größe sind die Dauern der LOS-Verbindungen und der Abschattungen. Kennzahlen dafür sind die Summen der Zeitdauern  $\Delta T$ , welche mindestens für die Zeit  $t$  kontinuierlich über bzw. unter einer Schwelle  $S_w$  relativ zum LOS-Fall liegen, bezogen auf die Gesamtzeit  $T_{\text{Ges}}$ . Diese werden im Folgenden als **TSC** (Time Share of Connection) bzw. **TSF** (Time Share of Fade) gekennzeichnet. Es gilt:

$$TSC(T_C) = \frac{\sum_0^N (\Delta T \{S > S_w\} > T_C)}{T_{\text{Ges}}}. \quad (3.4)$$

$$TSF(T_F) = \frac{\sum_0^N (\Delta T \{S < S_w\} > T_F)}{T_{\text{Ges}}}. \quad (3.5)$$

In den Abbildungen 3.10 bis 3.12 ist der TSC für verschiedene Schwellen dargestellt, wobei die Schwelle in Pfeilrichtung abnimmt.

Man erkennt den relativ großen Anteil von langen ungestörten Zuständen, sobald eine Leistungsreserve von 2,5 dB vorhanden ist. Jedoch ist der TSC für das Systemdesign nur bedingt verwendbar,

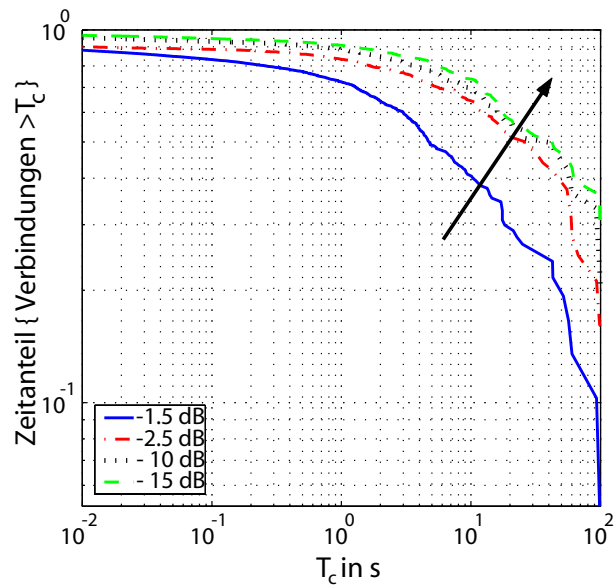


Abbildung 3.10: TSC für Autobahnfahrten für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS

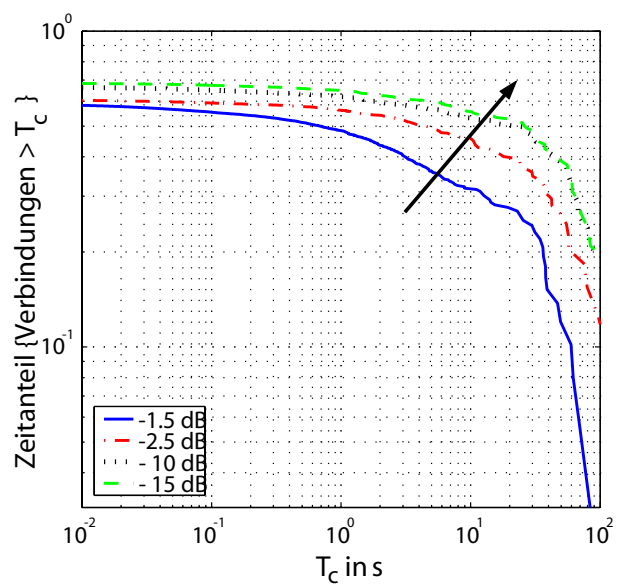


Abbildung 3.11: TSC in städtischer Umgebung für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS

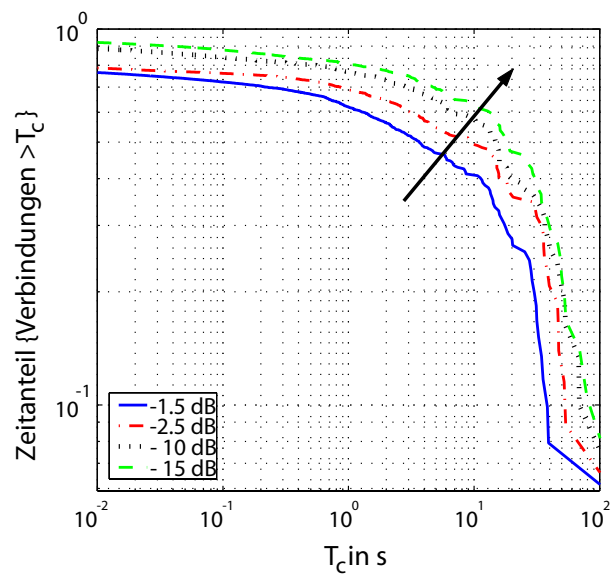


Abbildung 3.12: TSC für ländliche Umgebung für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS

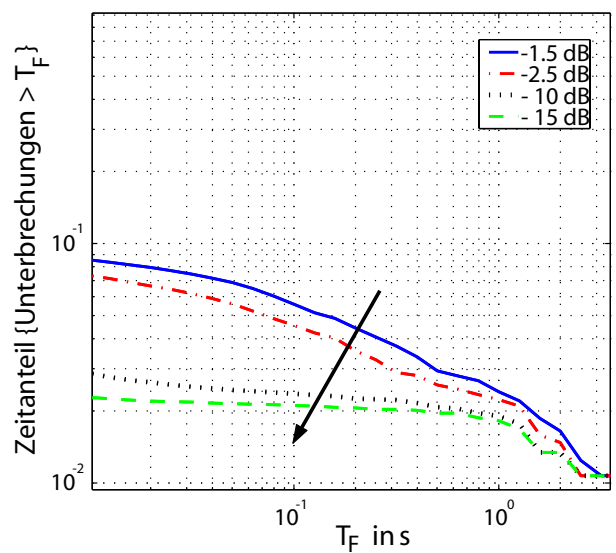


Abbildung 3.13: TSF für Autobahnfahrten für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS

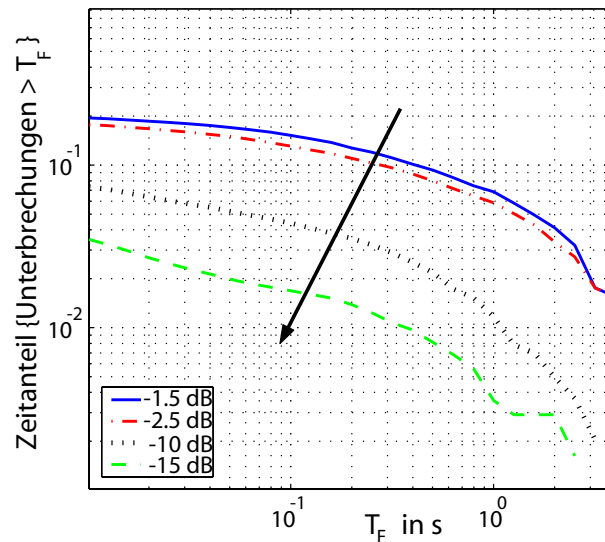
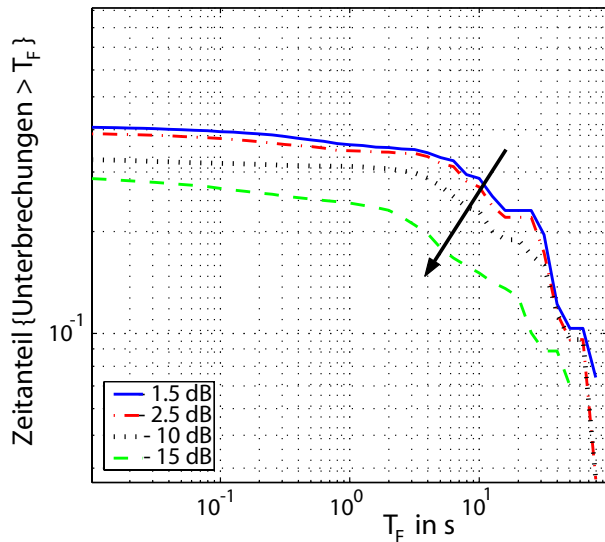


Abbildung 3.14: TFS für städtische Umgebung für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS  
 Abbildung 3.15: TFS für ländliche Umgebung für verschiedene Schwellwerte relativ zum LOS

da er keine Aussage darüber macht, wodurch und vor allem wie lange die Verbindung unterbrochen wurde. Daher ist der TFS von größerer Bedeutung für das eigentliche Design und die Ergebnisse werden nachfolgend erläutert.

Bei der Fahrt auf der Autobahn in Abbildung 3.13 erkennt man, dass eine größere Leistungsreserve den Anteil der kurzen Fades stark verringern kann, jedoch die besonders problematischen längeren Abschnitte nur geringfügig verringert.

Im Falle der städtischen Umgebung, genauer einer innerstädtischen Umgebung im Münchner Zentrum, ist in Abbildung 3.14 ein ähnlicher Trend zu erkennen, jedoch ergibt sich für Leistungsreserven größer als 15 dB für extrem niederrätige Dienste eine scheinbare Verbesserung. Die Verbesserung wird dadurch verursacht, dass es Situationen gibt, in denen aufgrund der Beugung an Dächern kurzzeitig Signale mit etwas weniger als 15 dB Dämpfung gegenüber dem LOS gemessen wurden. Dieser Zustand ist jedoch relativ kurz, wie man am Verhalten des TSC in Abbildung 3.11 erkennen kann, da dort zwischen einer Leistungsreserve von 10 dB und 15 dB kaum ein Unterschied besteht. Eine solche Verbesserung des Kanals wirkt sich daher selbst für einen theoretisch denkbaren niederrätigen Dienst nur sehr bedingt positiv aus.

Für die ländliche Umgebung ergibt eine Erhöhung der Leistungsreserve auf 10 dB gegenüber dem LOS eine respektable Verkürzung der Nichtsichtbarkeit. Dies liegt daran, dass die Abschattung durch einen unbelaubten Baum durch eine solche Reserve ausgeglichen wird. Dies ergibt ein etwas zu optimistisches Bild von der Wirksamkeit dieser Maßnahme, da im Sommer für das gleiche Szenario eher mit einer relativen Dämpfung von 15 dB und mehr zu rechnen ist.

Um das Zeitverhalten des Systems zu modellieren, wurden aus den vorliegenden Daten die Parameter für ein kontinuierliches Markovmodell mit zwei Zuständen abgeleitet, welches einmal die ungestörte Verbindung und einmal die unterbrochene Verbindung darstellt. Als ungestört gilt dabei der Zustand, wenn das Signal weniger als -2,5 dB gegenüber dem LOS abgefallen ist. Ferner wurde zur Schätzung der beiden Parameter des Modells, der mittleren Zeit im guten Zustand  $D_G$  und der mittleren Zeit im schlechten Zustand  $D_B$ , kurzzeitige Überschreitungen, welche weniger als eine Zehntelsekunde andauerten, nicht ausgewertet, da das Modell speziell das längerfristige Verhalten oberhalb des Sekundenbereichs wiedergeben soll.



In Tabelle 3.2 sind die Ergebnisse der geschätzten mittleren Zustandsdauern  $D_G$  und  $D_B$  für verschiedene Umgebungen dargestellt. Diese Parameter für das 2-Zustandsmodell bilden die Basis für das Kanalmodell, wie es in Kapitel 6 verwendet wird.

Tabelle 3.2: Mittlere Dauer  $D_G$  des guten Zustandes sowie mittlere Dauer  $D_B$  des schlechten Zustandes des Markovmodells im Ku-Band für verschiedene Umgebungen

Umgebung	$D_G$	$D_B$
Autobahn	18 s	2 s
Landstraße	16 s	4 s
Vorort	8 s	2 s
Stadt	22 s	15 s

In Abbildung 3.16 und 3.17 ist ein Vergleich der gemessenen und der auf  $D_G$  und  $D_B$  basierenden berechneten Wahrscheinlichkeiten für die Aufenthaltsdauern im guten, DoC (Duration of Connection), beziehungsweise schlechten Zustand, DoF (Duration of Fade), für die städtische Umgebung dargestellt. Das Modell geht dabei von konstanten Übergangswahrscheinlichkeiten aus, so dass die Verteilung der Dauer der Zustände exponentiell abfällt und in der Abbildung wegen der logarithmischen Darstellung als Gerade erscheint.

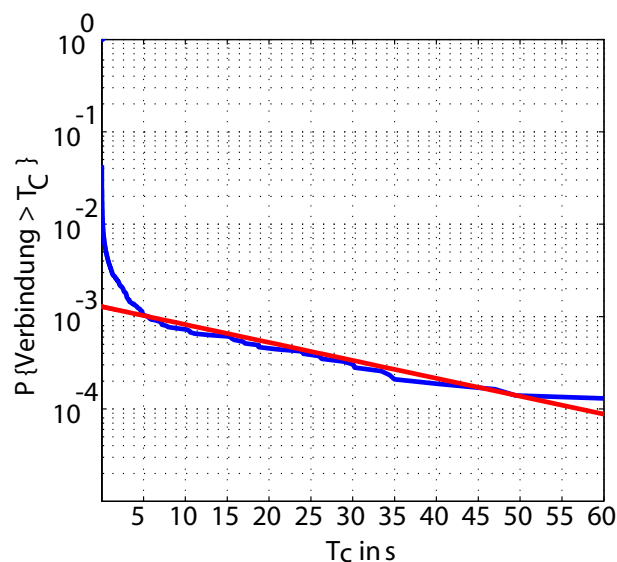


Abbildung 3.16: Dauer des guten Zustandes für städtische Umgebung (DoC) und in rot die berechnete Dauer aufgrund  $D_G$

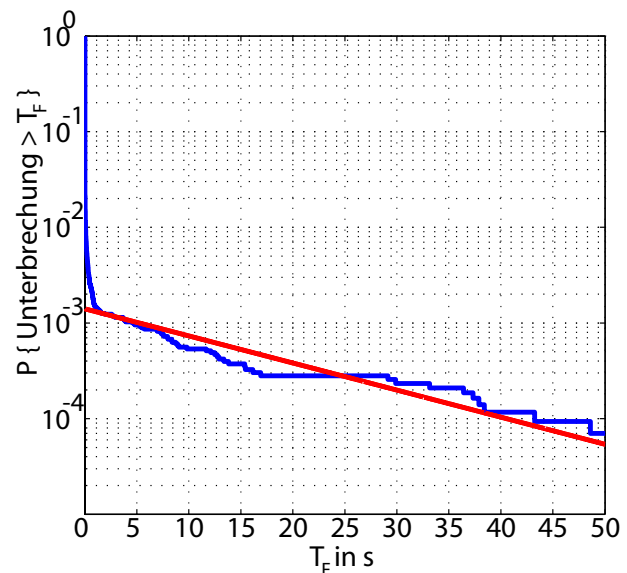


Abbildung 3.17: Dauer des schlechten Zustandes für städtische Umgebung (DoF) und in rot die berechnete Dauer aufgrund  $D_B$

Das Modell gibt die langanhaltenden guten und schlechten Zustände verhältnismäßig gut wieder. Neben dem langfristigen Zeitverlauf existiert auch ein Bereich des kurzzeitigen Verhaltens, in welchem der Abfall zwar auch exponentiell, aber sehr viel steiler ist. Dieser Bereich wird durch die Wahrscheinlichkeit verursacht, dass man sich im jeweils anderen Zustand befindet und bleibt, jedoch das Signal die Schwelle mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit kurzzeitig überschreitet, siehe dazu auch die Analyse der Fehlerlängen eines Gilbert-Elliott-Kanals in [YW95]. Im vorliegenden Falle wird dies durch das Verhalten des Signals während des Übergangs von einem Zustand

in einen anderen noch verstärkt, da es dabei zu Fluktuationen um den Schwellwert kommen kann, siehe auch [LCD<sup>+</sup>91].

Für das Zeitverhalten sind die Zustandsänderungen das entscheidende Kriterium. Daher wurden die zeitlichen Parameter des Markov-Modells ausschließlich anhand des zweiten Kurvenabschnitts berechnet.

Eine Veröffentlichung der Ergebnisse dieses und einiger Ergebnisse des Abschnitts 4.4 findet sich auch in [SEH].

### 3.3 Besonderheiten der Rückwärtsverbindung

Die Rückwärtsverbindung des vorgeschlagenen Systems unterscheidet sich in wesentlichen Punkten von der Vorwärtsrichtung.

Zum einen sollen hierfür Frequenzen im L/S-Band verwendet werden. Dies ermöglicht zusammen mit einer wesentlich geringeren Datenrate die optionale Verwendung einer omnidirektionellen Antenne, so dass der entsprechende L/S-Band-Transponder sich nicht mehr auf demselben Satelliten wie die Ku-Nutzlast befinden muss. Für eine Verbindung im L-Band finden sich die Parameter in [LCD<sup>+</sup>91]. Hierbei existiert kein expliziter blockierter Zustand, da aufgrund von Echos selbst bei Gebäudeabschattung eine messbare Empfangsleistung existiert. Daher ist auch der Wert  $\lambda_{LN}$  in der Lognormal-Verteilung größer als bei dem vergleichbaren Ku-Band Modell. Weiterhin ist aufgrund der vermehrten Echos der Rice-Faktor des LOS-Zustandes geringer.

Zum anderen soll jedoch speziell für den Rückkanal davon ausgegangen werden, dass der Empfänger normalerweise erkennen kann, ob er sich im abgeschatteten Zustand befindet oder nicht. Die Zustandsdetektion kann entweder über den L/S-Band Vorwärtslink erfolgen oder über eine Bake des L-Band-Satelliten.

# Kapitel 4

## Kanalkapazität des landmobilen Satellitenkanals

Das Ziel dieses Kapitels ist es, anhand der Kanalkapazität die Frage zu beantworten, welche Besonderheiten bei landmobilen Satellitensystemen zu berücksichtigen sind und wie groß die prinzipiellen Verluste verschiedener Implementationsformen gegenüber einem idealen System sind. Hierbei wird gezeigt, dass sich eine Konzentration auf den Line-of-Sight-Fall anbietet, ohne dabei wesentliche Verluste in der erreichbaren Rate in Kauf nehmen zu müssen.

Zuerst wird die Berechnung der Kanalkapazität für unendlich lange Interleaver und verschiedene Optionen dargestellt und auf das Beispiel des Rice-Kanals angewandt. Das Ergebnis wird auf den Fall des landmobilen Satellitenkanals erweitert, sowohl für den Fall des analytischen Modells als auch für die gemessenen Verteilungen.

Abschließend wird gezeigt, wie diese Untersuchungen auf den Fall begrenzter Interleavergrößen ausgedehnt werden können. Hierbei werden die Vor- und Nachteile von dateibasierenden bzw. auf Streaming-Ansätzen basierenden Lösungen in einer solchen Umgebung sichtbar.

Bei den nun folgenden Kapazitätsberechnungen ist zu berücksichtigen, dass die am Satelliten vorhandene Bandbreite das System nicht beschränkt, sondern dass im Gegenteil das Signal gespreizt werden muss, um die spektralen Anforderungen erfüllen zu können, so dass kein Grund für die Erzielung einer hohen spektralen Effizienz vorliegt. Es wird daher, wenn nicht anders vermerkt, stets von einer kohärenten Demodulation mit nur einem reellwertigen Empfangszweig ausgegangen.

### 4.1 Kanalkapazität des Rice-Kanals

Die Kanalkapazität  $C$  ist der maximale Wert der mittleren Transinformation  $I(x;y)$  pro Symbol zwischen Quelle und Empfänger unter Verwendung aller bekannter Informationen [Sha48]. Es gilt allgemein:

$$C = \max I(x;y,z) , \quad (4.1)$$

wobei  $x$  das Sendalphabet,  $y$  das Empfangsalphabet und  $z$  weitere Zusatzinformationen am Empfänger über den Zustand des Kanals während des Empfangs eines Symbols sind. Bei einem diskreten Sendalphabet kann man die mittlere Transinformation auch wie folgt schreiben:

$$I(x; y; z) = \sum_{x,y,z} P(x,y,z) \text{ld} \frac{P(x|y,z)}{P(x)}. \quad (4.2)$$

Ansonsten geht  $I$  in die entsprechende Integraldarstellung über.

Das Auftreten der Fading-Amplituden über der Zeit entspricht bei einem ergodischen Kanal der Verteilung  $f_a(a)$  des Ensembles. Unter der Annahme eines solchen ergodischen Fading-Kanals und einer am Empfänger bekannten Fading-Amplitude  $a$ , gilt für die dazugehörige Kanalkapazität  $C_{Fa}$  [Hag80]:

$$C_{Fa} = E_a\{C_a(a)\} = \int C_a(a) \cdot f_a(a) da, \quad (4.3)$$

wobei  $C_a(a)$  die Kapazität des Kanals bezüglich der Fading-Amplitude  $a$  ist.

Für ein gaußverteiltes Eingangsalphabet und unter der Annahme eines schmalbandigen Kanals mit **AWGN** (Additive White Gaussian Noise) und einer am Decoder bekannten Fading-Amplitude  $a$  und einer einseitigen Rauschleistungsdichte  $N_0$  ergibt sich für  $C_a(a)$ :

$$C_a(a) = 0,5 \text{ld} \left( 1 + \frac{E_s}{N_0/2} \cdot a^2 \right). \quad (4.4)$$

### Einschränkung des Eingangsalphabets

Die Einschränkung des Eingangsalphabets auf **BPSK** führt zu:

$$C_a(a) = 1 + \int_{-\infty}^{+\infty} f(y|a,1) \cdot \text{ld} \frac{f(y|a,1)}{f(y|a,1) + f(y|a,-1)} dy. \quad (4.5)$$

Die Wahrscheinlichkeitsdichte  $f(y|a,1)$  einen Wert  $y$  zu empfangen, bei einem Sendesignal von 1, der Fading-Amplitude  $a$  und überlagertem Gaußschen Rauschen der Varianz  $N_0/(2E_s)$  ist:

$$f(y|a,1) = \sqrt{\frac{E_s}{\pi N_0}} \cdot \exp \left( -\frac{E_s}{N_0} \cdot (y-a)^2 \right). \quad (4.6)$$

Zusammen mit Gleichung (4.5) führt dies zum Ergebnis [Hag80]:

$$C_a(a) = 1 - \sqrt{\frac{E_s}{\pi N_0}} \cdot \int_{-\infty}^{+\infty} \exp \left[ -\frac{E_s}{N_0} (y-a)^2 \right] \cdot \text{ld} \left[ 1 + \exp \left( -4ya \frac{E_s}{N_0} \right) \right] dy. \quad (4.7)$$

Der hier nicht weiter betrachtete Übergang zu **QPSK** (Quadrature Phase Shift Keying) kann durch eine gedachte Aufteilung des komplexen Signals in zwei unabhängige, reellwertige Empfangspfade mit jeweils der halben Leistung des komplexen Signals erfolgen.

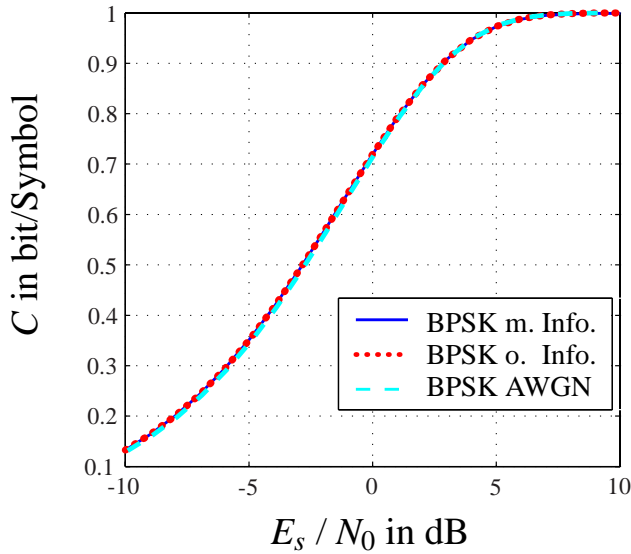


Abbildung 4.1: Kapazität des Rice-Kanals mit Rice-Faktor 19 dB bei bekannter und unbekannter Fading-Amplitude und verschwindend geringem Unterschied zum reinen AWGN-Kanal

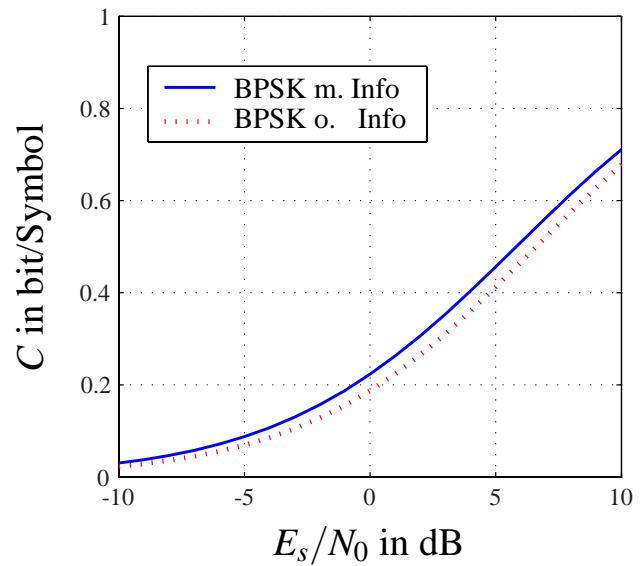


Abbildung 4.2: Kapazität des Lognormal-Kanals mit  $\mu_{\text{dB}} = -7$  und  $\lambda_{\text{dB}} = 2$  für BPSK mit und ohne Information über die Fading-Amplitude

### Unbekannte Fading-Amplitude

Ist  $a$  am Decoder unbekannt und wird das Empfangssignal jedoch weiterhin kohärent decodiert, so berechnet sich die Kapazität  $C_{F\bar{a}}$  bei BPSK nach [Hag80]:

$$C_{F\bar{a}} = 1 + \int_{-\infty}^{+\infty} f(y|1) \cdot \text{ld} \frac{f(y|1)}{f(y|1) + f(y|-1)} dy. \quad (4.8)$$

Dabei ergibt sich für den Rice-Kanal aufgrund von Gl. (A.1):

$$f(y|1) = \int_{-\infty}^{+\infty} f(a) f(y|a,1) da \quad (4.9)$$

$$= \sqrt{\frac{E_s}{\pi N_0}} \int_{-\infty}^{+\infty} 2ca e^{-\frac{E_s}{N_0} \cdot (y-a)^2 - (a^2+1)c} \text{I}_0(2ca) da. \quad (4.10)$$

$$(4.11)$$

In Abbildung 4.1 ist der Unterschied in der Kanalkapazität, welcher durch das Wissen bzw. Nichtwissen der Fading-Amplitude verursacht wird, für BPSK mit dem Rice-Faktor von 19 dB dargestellt, welcher in der Stadt- und der Vorort-Umgebung für das Ku-Band auftritt.

Wie zu erwarten, ist bei einem solch hohen Rice-Faktor der Unterschied zwischen bekannter und unbekannter Fading-Amplitude minimal. Diese Aussage gilt jedoch auch für geringere Rice-Faktoren, wie sie im L-Band auftreten. Dies wird im Anhang in Abschnitt A.1.2 dargestellt.

Dieselben Berechnungen können nun für den leicht abgeschatteten Zustand vorgenommen werden. Die Ergebnisse für die Werte der Landstraßen-Umgebung finden sich in Abbildung 4.2. Der Verlust aufgrund der fehlenden Information über die Fading-Amplitude wird erkennbar, aber ist nicht dramatisch. Gegenüber dem Rice-Kanal ist die Kapazität in diesem Zustand wesentlich geringer.

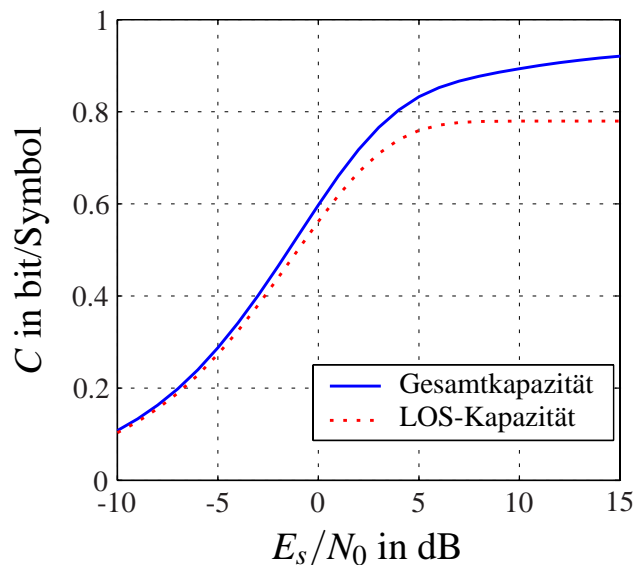


Abbildung 4.3: Kapazität des kombinierten LMS-Kanals für die Landstraßen-Umgebung mit 78% LOS-Anteil

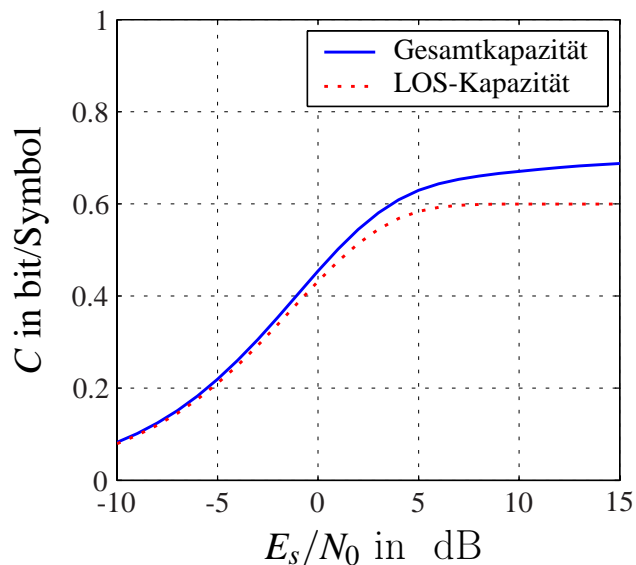


Abbildung 4.4: Kapazität des kombinierten LMS-Kanals für die Stadt-Umgebung mit 60% LOS-Anteil

## 4.2 Kapazität im landmobilen Kanal

Basierend auf den Ergebnissen von Abschnitt 4.1 wird nun der landmobile Satellitenkanal anhand des kombinierten Modells untersucht. Es wird davon ausgegangen, dass der Empfänger den Kanalzustand zuverlässig bestimmen kann.

Aus Gl. (4.3) folgt, dass sich die Gesamtkapazität aus den Teilkapazitäten  $C_{\text{LOS}}$  (für den LOS-Fall) und  $C_{\text{NLOS}}$  (für den abgeschatteten Fall) wie folgt zusammensetzt:

$$C = P(\text{LOS}) \cdot C_{\text{LOS}} + P(\text{NLOS}) \cdot C_{\text{NLOS}}, \quad (4.12)$$

wobei  $P(\text{LOS})$  und  $P(\text{NLOS})$  die Wahrscheinlichkeiten des nichtabgeschatteten, bzw. des leicht abgeschatteten Zustandes sind. Der blockierte Zustand leistet keinen Beitrag zur Kapazität.

In Abbildung 4.3 ist die Teilkapazität des LOS-Zustandes allein sowie die Summenkapazität aller Zustände für die Landstraßen-Umgebung, bei Verwendung von BPSK und bekannter Amplitude dargestellt. Abbildung 4.4 zeigt das entsprechende Bild für die Stadt-Umgebung.

Man erkennt, dass für kleines und mittleres SNR die Gesamtkapazität nicht wesentlich größer als die Teilkapazität im LOS-Zustand ist. Bei höherem  $E_s/N_0$  wächst die Kapazität im LOS-Fall aufgrund der Beschränkung auf BPSK nur noch geringfügig auf maximal den Anteil des LOS-Zustandes. Der abgeschattete Fall gewinnt in diesem Bereich ein wenig an Bedeutung.

Eine Betrachtung des Zwei-Zustands Lutz-Modells für Werte aus dem L-Band findet sich im Anhang A.3. Obwohl der Anteil im abgeschatteten Zustand für das L-Band etwas größer ist, ergibt sich ein ähnliches Bild. Ein wesentlicher Unterschied ergibt sich nur im Falle der Altstadt-Umgebung für mittleres bis hohes SNR. Dort kommt es nicht wie im Ku-Band zu einer Blockierung des Signals, sondern es existieren verwertbare Echos. In diesem Falle ist die Kapazität für  $E_s/N_0$ -Werte oberhalb 0 dB im NLOS-Zustandes nicht mehr vernachlässigbar.

Das ins Auge gefasste Satellitensystem ist vor allem leistungsbeschränkt. Daher ist das notwendige minimale  $(E_b/N_0)_{\text{min}}$ , bei welchem eine fehlerfreie Übertragung möglich ist, von besonderem Interesse. Es gilt folgende Gleichung:

$$E_b/N_0 = (E_s/N_0) \cdot (\text{Anzahl Symbole pro Bit}) \quad (4.13)$$

$$= (E_s/N_0) \cdot (\text{Rate})^{-1}$$

$$(E_b/N_0)_{\min} = (E_s/N_0)/C(E_s/N_0) . \quad (4.14)$$

Dieser Zusammenhang ist in Abbildung 4.5 dargestellt, in welcher die jeweils erforderliche Energie pro Bit in Abhängigkeit von  $E_s/N_0$  angegeben ist.

Aus den Gleichungen (4.14), (4.3) und (4.4) folgt für den Fading-Kanal mit additivem weißem Rauschen, dass das minimale  $(E_b/N_0)_{\min}$  für  $E_s/N_0 \rightarrow 0$  erreicht wird. Der Logarithmus Dualis der Kapazitätsgleichung  $C_a(a)$  für ein unbeschränktes Eingangsalphabet kann dann durch die folgende Reihenentwicklung angenähert werden:

$$\text{ld}(1+x) = \frac{1}{\ln(2)} \cdot \left( x - \frac{x^2}{2} + \frac{x^3}{3} - \dots \right) , \quad (4.15)$$

und es ergibt sich mit Gl. (4.4) für  $E_s/N_0 \rightarrow 0$ :

$$C_a(a) \rightarrow \frac{1}{\ln(2)} a^2 \frac{E_s}{N_0} \quad (4.16)$$

$$C_{Fa} \rightarrow \frac{1}{\ln(2)} \frac{E_s}{N_0} E\{a^2\} \quad (4.17)$$

$$\left( \frac{E_b}{N_0} \right)_{\min} = \frac{\ln(2)}{E\{a^2\}} . \quad (4.18)$$

Da sich für niedrige Werte von  $E_s/N_0$  die Kapazität von BPSK derjenigen des unbeschränkten Alphabets annähert, ergeben sich mit dieser Gleichung die Grenzwerte, denen sich die Funktionen in Abbildung 4.5 auf der linken Seite annähern. Für große  $E_s/N_0$ -Werte ist die Kapazität durch die Beschränkung auf BPSK näherungsweise 1 minus dem Anteil im blockierten Zustand, und es ergibt sich:

$$(E_b/N_0)_{\min} \approx (E_s/N_0)/(1 - \text{Anteil blockierter Zustand}) . \quad (4.19)$$

Aus Abbildung 4.5 kann man erkennen, dass der Arbeitspunkt bei kleinen  $E_s/N_0$ -Verhältnissen liegen sollte, um die notwendige Sendeenergie pro Bit zu minimieren. Demgegenüber wird die Synchronisation bei kleinem  $E_s/N_0$  immer aufwändiger, so dass jeweils ein Kompromiss zwischen diesen Anforderungen gefunden werden muss.

Ohne Beschränkung der Allgemeinheit wird im weiteren Verlauf ein  $E_s/N_0$ -Verhältnis von 0 dB im LOS-Fall als Referenz verwendet. Für diesen Wert ist in Abbildung 4.5 bereits eine sichtbare Erhöhung des notwendigen  $E_b/N_0$  für den BPSK-Fall zu erkennen. Ein  $E_s/N_0$ -Verhältnis von 0 dB würde jedoch noch eine akzeptable Synchronisation ohne besondere Vorkehrungen im Signal erlauben [ESS04]. Um den (geringen) Einfluss kleinerer  $E_b/N_0$ -Verhältnisse auf das Gesamtverhalten zu demonstrieren, werden vereinzelt explizit Ergebnisse mit einem niedrigeren  $E_s/N_0$ -Verhältnis angeführt.

Abschließend sei noch auf den Fall verwiesen, bei dem der Empfänger weder Informationen über den Fading-Koeffizienten noch über den Kanalzustand (LOS, NLOS, blockiert) besitzt. Dieser Fall

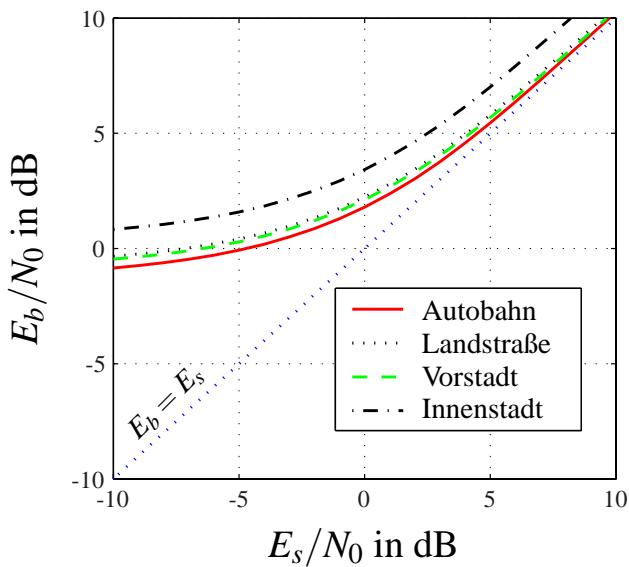


Abbildung 4.5: Notwendiges  $E_b/N_0$ , um bei gegebenem  $E_s/N_0$  die berechnete Kapazität im LMS-Kanal für BPSK in verschiedenen Umgebungen zu erreichen

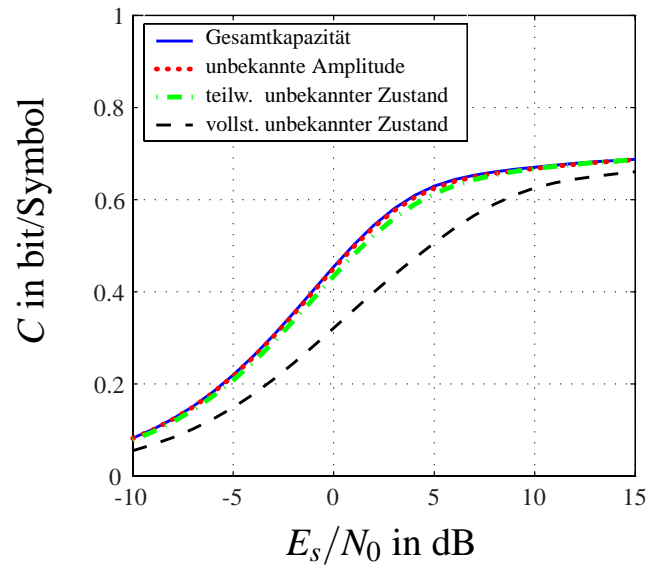


Abbildung 4.6: Kapazität der Stadt-Umgebung mit unterschiedlichen Informationen über das Fading-Verhalten beziehungsweise den Zustand des Markov-Kanalmodells

ist in Abbildung 4.6 dargestellt. Während die exakte Information über den Fading-Koeffizienten eine geringe Rolle spielt, würde eine vollkommene Unkenntnis über den Kanalzustand bedeuten, dass man zum Beispiel während der Blockierung nur ein Rauschen empfängt, was aber bei der Decodierung berücksichtigt werden muss. Dies führt gerade bei kleinen  $E_s/N_0$ -Werten dazu, dass man für geringe empfangene Amplituden nicht mehr entscheiden kann, ob ein empfangener Wert ein Signal mit viel Rauschen oder einfach nur Rauschen ohne Signal darstellt. Wenn bekannt ist, ob eine Blockierung vorliegt, kann man diesen Verlust stark verringern.

Wie man an diesen Ausführungen erkennt, ist es zwar nicht entscheidend die Einzelamplitude des Fadings genau zu kennen, jedoch ein Synchronisationsverfahren von Vorteil, welches zumindest den Kanalzustand zeitnah detektieren kann.

Insgesamt bleibt aufgrund der hier betrachteten Modelle festzuhalten, dass bezüglich der Kapazität eine Konzentration auf den LOS-Zustand nicht allzu große Nachteile mit sich bringt. Diese vorgestellten Ergebnisse sollen nun mit Hilfe der aufgezeichneten Messdaten verifiziert und insbesondere auf den Fall beschränkter Interleaverlängen erweitert werden.

### Ergodische Kanalkapazität basierend auf Messungen

Die Kanalkapazität wird nun direkt aufgrund der Messergebnisse der Fading-Amplitude geschätzt, wobei diese dem Empfänger bekannt sei. Es wird wie im vorherigen Abschnitt motiviert von einem  $E_s/N_0$  von 0 dB im ungestörten LOS-Fall als Standardfall ausgegangen und die Leistung entsprechend normiert.

In Abbildung 4.7 ist die erzielbare Rate für ein System dargestellt, welches nur bis zu einer gewissen maximalen Kanaldämpfung decodieren kann. Die Analyse basiert auf der gemessenen PDF der Fading-Amplitude und der Annahme, dass das System erst für eine Fading-Amplitude  $a \geq a_m$  gegenüber dem LOS synchronisieren und decodieren kann.



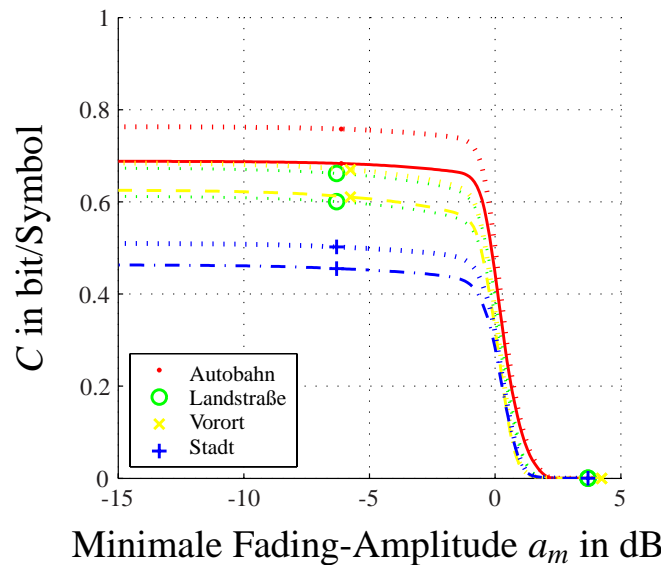


Abbildung 4.7: Erreichbare Rate bei Decodierung von Kanalsymbolen bis zu einer minimalen Fading-Amplitude  $a_m$  und einem  $E_s/N_0$  von 0 dB im LOS

Für die verschiedenen Umgebungen wurden die jeweils erzielbaren Raten berechnet, sowohl für ein unbeschränktes, reellwertiges Sendealphabet (obere, gestrichelte Kurve), wie auch unter der Annahme der Verwendung von BPSK. Auf der Abszisse ist diejenige Fading-Amplitude dargestellt, ab welcher der Kanal synchronisiert und somit eine Transinformation größer als 0 erlaubt.

Für diesen Kanal gilt:

$$C_{Fa}(a_m) = \int_{a_m}^{\infty} C_a(a) \cdot f_a(a) da . \quad (4.20)$$

So bedeutet beispielsweise ein Abszissenwert von - 5 dB, dass alle Realisationen der Fading-Amplitude mit einem höheren Wert zur Berechnung der maximalen Rate herangezogen werden, während Realisationen mit einem geringeren Wert nicht dazu beitragen, da sie zu stark gedämpft sind.

Man erkennt, dass wie von den Modellen vorhergesagt der überragende Teil der Kapazität durch den Empfang im guten Zustand realisiert wird. Ein Empfängerkonzept, welches nur auf Fading-Realisationen mit weniger als 2,5 dB Dämpfung gegenüber dem LOS-Signal beruht, würde aus Sicht der Kanalkapazität nur geringe Verluste erleiden. Es würde jedoch wesentlich geringere Anforderungen an den Empfänger stellen, insbesondere im Hinblick auf die Synchronisationsfähigkeit.

Bevor die Frage gestellt wird, ob sich diese ergodische Kapazität in einem realen System nutzen lässt, soll vorher auf die Auswirkungen eingegangen werden, wenn diese Annahme nicht erfüllt ist.

### 4.3 Kapazität im landmobilen Kanal bei langsamem Fading

In den vorhergehenden Abschnitten wurde von der Annahme ausgegangen, dass der Empfänger die gesamten Schwankungen der Fading-Amplitude des landmobilen Kanals über einen langen Zeitraum ausnutzen kann. Diese Voraussetzung ist jedoch nur sehr eingeschränkt gültig und setzt

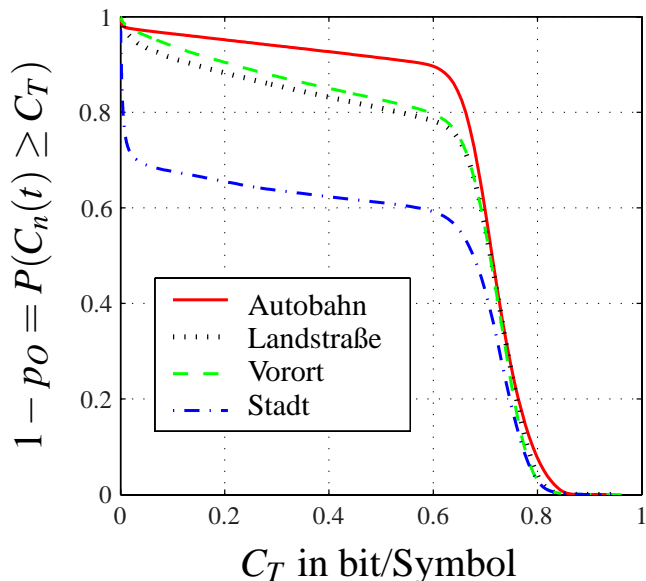


Abbildung 4.8: Wahrscheinlichkeit  $P(C_n(t) \geq C_T)$  für  $E_s/N_0 = 0$  dB und BPSK für langsames Fading

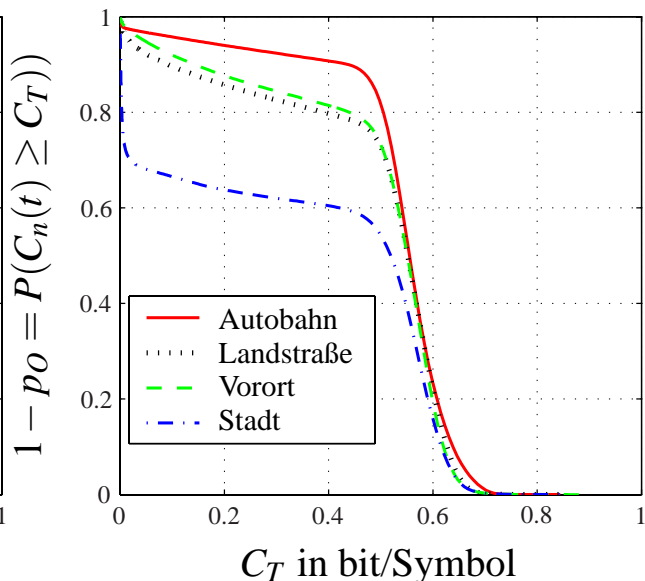


Abbildung 4.9: Wahrscheinlichkeit  $P(C_n(t) \geq C_T)$  für  $E_s/N_0 = -2$  dB und BPSK für langsames Fading

voraus, dass man für die Länge eines Codewortes sehr lange Zeiträume ( $\gg 5$  min.) und eine sich nicht verändernde Umgebung postuliert.

Umgekehrt wird bei dem hier betrachteten langsamen Fading des Kanals jedem Codewort genau eine Realisation des Fading-Prozesses zugeordnet. Für die Berechnung der maximal zulässigen Rate für fehlerfreien Empfang ist dann eine Mittelung über verschiedene Fading-Amplituden nicht mehr zulässig. Die Kapazität im Sinne von Shannon ist für solche langsame Fading-Prozesse mit nach unten unbeschränkten Fading-Amplituden Null, da eine durchgehend fehlerfreie Übertragung bei keiner Rate möglich ist. Für jede denkbare Rate größer Null existieren immer Fading-Amplituden, bei denen die momentane Kanalkapazität kleiner als die gewählte Rate ist.

Für diesen Fall kann stattdessen eine Kapazität  $C_{\text{Aus}}$  in Abhängigkeit ihrer Ausfallwahrscheinlichkeit ( $p_O$ ) ('capacity versus outage') definiert werden [BPS98]. Die Ausfallkapazität ist diejenige Kapazität, bei der mit einer Wahrscheinlichkeit  $p_O$  Realisierungen des Fadings auftreten, bei denen eine Kommunikation mit der Rate  $C_T$  nicht mehr fehlerfrei möglich ist.

Das Ergebnis für den vorliegenden Fall kann mit Hilfe der CDF-Kurven des Kanals ermittelt werden. Man berechnet für eine vorgegebene Übertragungsrate  $C_T$  und ein gewähltes  $E_s/N_0$  für den LOS-Fall die dazugehörige minimale Fading-Amplitude mit Hilfe der Umkehrfunktion  $A(C_T)$  zu der Funktion  $C_a(a)$ :

$$p_O = P(C(t) < C_T) = \text{CDF}(a < A(C_T)) \quad (4.21)$$

$$A(C_T) = C_a^{-1}(C_T) . \quad (4.22)$$

Man erkennt in Abbildung 4.8 und 4.9, dass aufgrund der Blockierung besonders in der Stadt eine relativ große Wahrscheinlichkeit besteht, auch bei kleinen Werten für  $C_T$  nicht erfolgreich übertragen zu können. Dieses Problem kann auch durch die Verwendung kleinerer Coderaten kaum vermindert werden, so dass die Aufgabe besteht, im vorliegenden System auf andere Art und Weise

die Übertragung sicherzustellen. Ferner bleibt festzuhalten, dass wie zu erwarten die Wahl des  $E_s/N_0$  Punktes keinen wesentlichen Einfluss auf die Gestalt der Kurven hat, sondern verschiedene Werte hauptsächlich zu einer Streckung bzw. Stauchung bezüglich der Abszisse führen.

## 4.4 Kapazität des Kanals bei beschränkter Interleaver-Größe

Die Annahme eines ergodischen Kanals, bei dem alle Realisierungen des Fading-Kanals während einer Codewortlänge auftreten, stellt aus Sicht der Codierung normalerweise den bestmöglichen Fall dar. Daher versucht man häufig, durch die Verwendung von Interleavern sich an diese Eigenschaft anzunähern. Eine wichtige Fragestellung ist dabei die notwendige Länge eines solchen Interleavers und seine Bedeutung für die maximal erreichbare Übertragungsrate.

Es wird nun ein Verfahren vorgestellt, mit welchem der Einfluss des sich langsam ändernden Fadings auf die Ausfallkapazität eines Systems, basierend auf Messdaten, geschätzt werden kann. Neben dem hier vorgestellten Ansatz zur Bestimmung des Einflusses von Codewörtern unterschiedlicher Länge auf die erreichbare Kapazität, welcher erstmals in [ESS04] veröffentlicht wurde, ist auch auf das nahezu zeitgleich entwickelte, sehr ähnliche Verfahren hinzuweisen, welches für die Auswertung von Messungen im S-Band bei 2,3 GHz verwendet und in [HB05] veröffentlicht worden ist.

Für die Herleitung wird von einem TDM-System ausgegangen, bei dem ein Zeitschlitz einem Paket entspricht und groß genug ist, um die Kanalkapazität des konstant gedämpften AWGN-Kanals als vernünftige Näherung der erzielbaren Datenrate für dieses einzelne Paket verwenden zu können. Umgekehrt soll dieser Zeitschlitz kurz genug sein, damit man die Fading-Amplitude während dieser Zeit als quasi konstant ansehen kann.

Im vorliegenden Falle ergeben sich bei einer Symbolrate von mehr als 1 MSym/s und einer Dauer eines Zeitschlitzes von ca. 10 ms Blocklängen von über 10.000 Symbolen, so dass bei Verwendung von Turbo-Codes sogar eine praktische Decodiermethode für die Annäherung an die Kanalkapazität des konstant gedämpften AWGN-Kanals existiert [BGT93]. Umgekehrt ist eine Blocklänge im Bereich von 10 ms so kurz, dass die Dämpfung des landmobilen Kanals während dieser Zeit als konstant angenähert werden kann.

Ein Block mit der Fading-Realisierung  $a$  besitzt analog zu Gl. (4.4) eine Kapazität  $C_{BI}$  pro Kanalzugriff im reellen Kanal:

$$C_{BI}(a) = 0,5 \cdot \text{ld} \left( 1 + a^2 \frac{E_s}{N_0/2} \right), \quad (4.23)$$

beziehungsweise entsprechend Gl. (4.5) im Falle der Einschränkung auf BPSK:

$$C_{BI}(a) = 1 + \int_{-\infty}^{+\infty} f(y | a, 1) \cdot \text{ld} \frac{f(y | a, 1)}{f(y | a, 1) + f(y | a, -1)} dy. \quad (4.24)$$

Für die Kapazität von  $n$  verketteten Blöcken zu den Zeitpunkten  $t_i$  gilt dann in Anlehnung an (4.3):

$$C_n(T) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n C_{BI}(a(t_i)), \quad (4.25)$$

siehe auch [OSW94] und [CT01]. Die Eigenschaften von  $C_n(T)$  hängen dabei von den  $t_i \in T$  ab. Im Folgenden wird von einer kontinuierlichen Verwendung des Kanals ausgegangen. Damit ergibt sich:

$$C_n(t) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n C_{\text{Bl}}(a(n \cdot \Delta t + t)) . \quad (4.26)$$

Für die folgenden Darstellungen wird eine konstanten Blocklänge  $\Delta t$  vorausgesetzt, so dass statt  $n$  alternativ die Interleaverlänge  $I_l = n \cdot \Delta t$  angegeben werden kann.

Anstatt die Herleitung über einzelne Blöcke mit konstantem Fading durchzuführen, könnte man auch versucht sein die Kapazitätsformel direkt auf den sich ändernden Kanal anzuwenden. Dies führt jedoch zu einem Widerspruch, wenn während der betrachteten Dauer bestimmte Fading-Amplituden nur bei wenigen Symbolen auftreten würden. Für diese Fading-Amplituden wäre die bei der Kapazitätsberechnung geforderte Ergodizität verletzt, da nur noch sehr wenige Realisationen des Rauschens für diese Fading-Amplituden auftreten würden, so dass eine Mittelung über das Rauschen nicht mehr zulässig ist.

Die Annahme eines sich langsam verändernden Kanals mit einer sehr hohen Symbolrate stellt die ausreichenden Anzahl an Symbolen mit gleicher Fading-Amplitude innerhalb eines Blockes sicher. Für das betrachtende System im Ku-Band kann man diese Annahme als gerechtfertigt ansehen, besonders da der dominierende Anteil der Kapazität sich im LOS-Zustand befindet.

Auf diese Überlegungen aufbauend wird nun für eine gegebene Interleaverlänge  $I_l$  eine Ausfallkapazität  $C_{\text{Aus}}(p_O, I_l)$  wie im vorherigen Abschnitt definiert:

$$P(C_n(t) < C_{\text{Aus}}(p_O, I_l)) = p_O . \quad (4.27)$$

Mit Hilfe der Kanalmessung wurde die Wahrscheinlichkeit des Auftretens der verschiedenen Realisationen  $C_{\text{Bl}}$  und deren zeitliche Abhängigkeit ermittelt. Es wird somit die Ausfallkapazität des Kanals geschätzt, wenn das Codewort die Dauer  $I_l$  besitzt.

Die Abbildungen 4.10 bis 4.13 zeigen die Ergebnisse dieser Berechnung für  $E_s/N_0$  gleich 0 dB im LOS-Fall und der Annahme von BPSK-Modulation.

Diese Abbildungen zeigen das typische Verhalten des landmobilen Kanals bei verschiedenen langen Codewort- beziehungsweise Interleaverlängen. Man erkennt, dass für kurze Zeitfenster  $I_l$  bis zu circa einer Sekunde der LOS- und NLOS-Zustand sehr gut zu erkennen ist und das Verhalten im Prinzip dem des langsamen Fadings ohne Interleaver entspricht.

Erst bei langen Zeiträumen im Minutenbereich ermöglicht die große Codewortlänge signifikante Gewinne bezüglich der Ausfallwahrscheinlichkeit. Man erkennt, dass die Verlängerung dieses Zeitfensters, für das Erreichen von sehr hohen Erfolgswahrscheinlichkeiten, eine weit größere Bedeutung besitzt als eine Reduzierung der Rate.

In den Abbildungen 4.10 bis 4.13 kann man den Einfluss von sich langsam ändernden Umgebungen auf die Kapazität erkennen. Während beispielsweise die Landstraßen-Umgebung und die Vorort-Umgebung sich in der mittleren LOS-Wahrscheinlichkeit kaum unterscheiden, besitzt Erstere im Bereich hoher Wahrscheinlichkeiten eine weniger steile Kurve. Dies rührt daher, dass zu

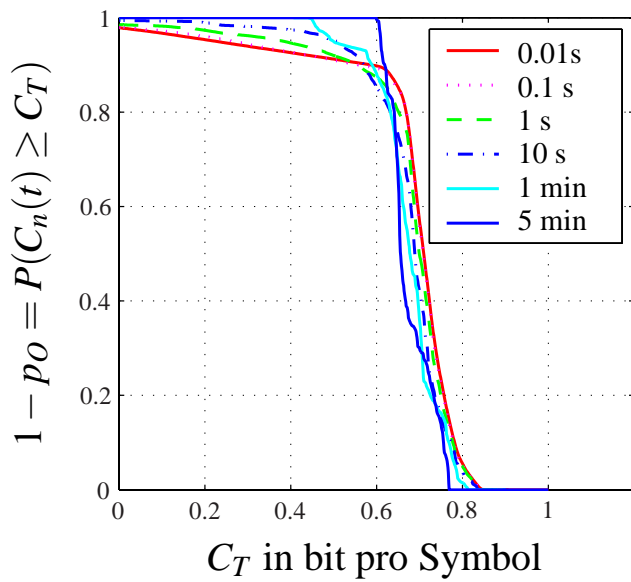


Abbildung 4.10: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Autobahn-Umgebung und verschiedene Interleaver-Längen

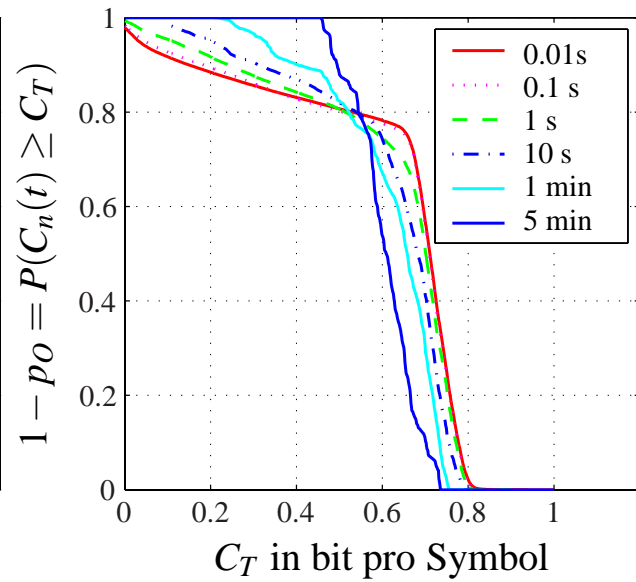


Abbildung 4.11: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Landstraßen-Umgebung und verschiedene Interleaver-Längen

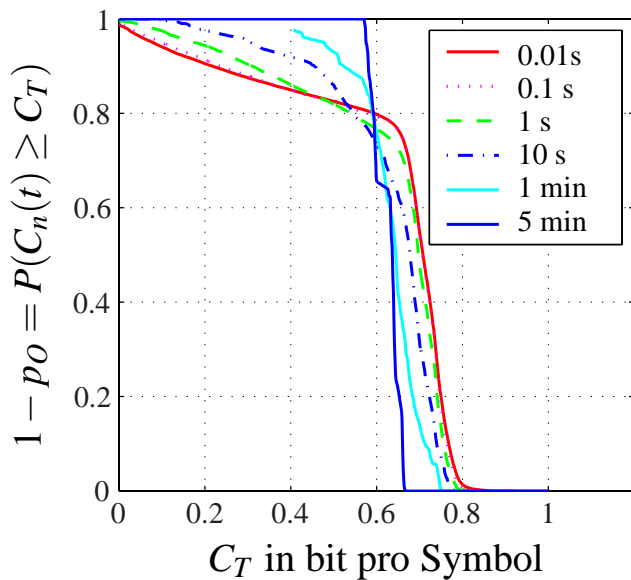


Abbildung 4.12: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Vorort-Umgebung

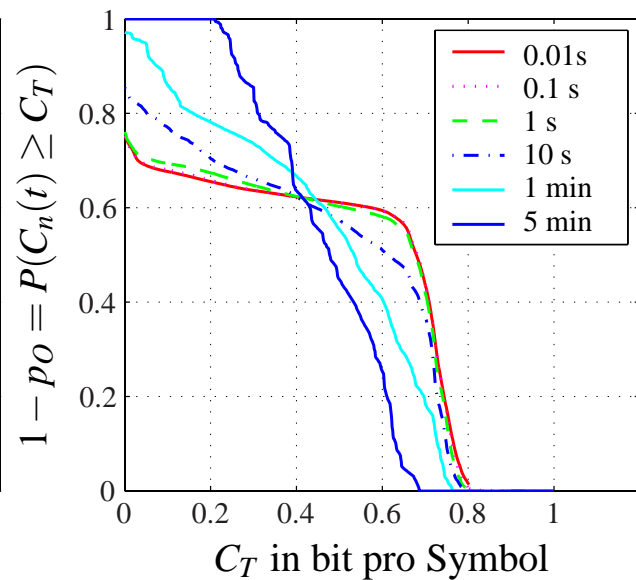


Abbildung 4.13: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Stadt-Umgebung

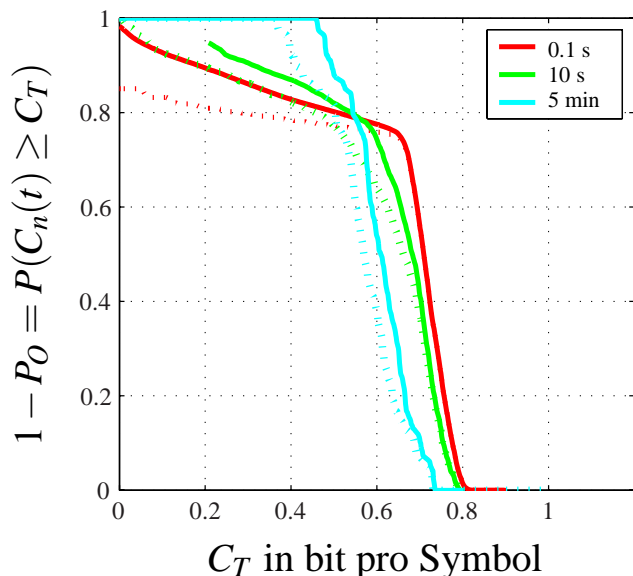


Abbildung 4.14: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Landstraßen-Umgebung, gepunktet dargestellt bei reiner Verwendung des LOS-Empfang

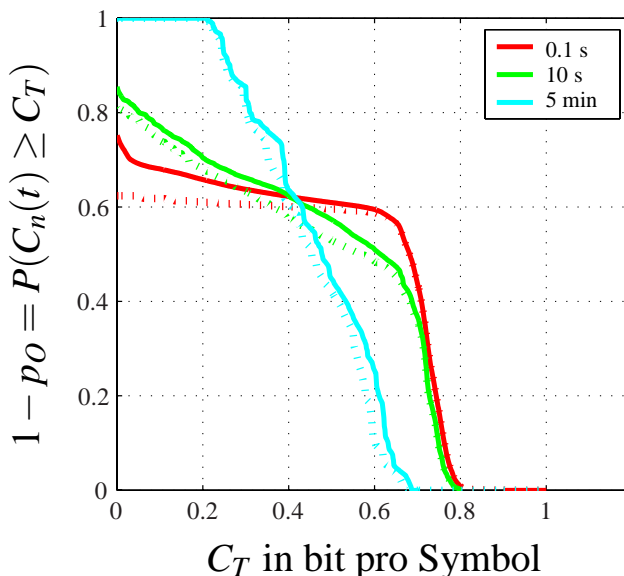


Abbildung 4.15: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Stadt-Umgebung, gepunktet dargestellt bei reiner Verwendung des LOS-Empfang

der Landstraßen-Umgebung ein besonders langes Waldstück mit NLOS-Zuständen gehört, während die Vorort-Umgebung ein regelmäßigeres Verhalten aufweist. Gleichermäßen ist das Verhalten der Stadt-Umgebung sehr stark durch die Fahrstrecke bestimmt, bei der sich längere Ost-West mit Nord-Süd Abschnitten abwechseln.

Zusätzlich kann auch hier gezeigt werden, dass die Berücksichtigung des NLOS-Zustandes bei langen Zeitfenstern nur unwesentlich zur Gesamtkapazität beiträgt, wie man in den Abbildungen 4.14 und 4.15 an den gestrichelten Linien erkennt, bei denen die Blockkanalkapazität  $C_{BI}$ , bei einem Schwund von mehr als 2,5 dB gegenüber dem LOS-Fall zu Null gesetzt wird:

$$C_{BI}(a) = 0 \quad \forall (a < -2,5\text{dB}) \quad . \quad (4.28)$$

#### 4.4.1 Auswirkung der Interleavergröße auf kontinuierliche Rundfunkübertragungen (Streaming)

Mithilfe der vorgestellten Ergebnisse soll die Auswirkung des Kanals auf kontinuierliche Rundfunkübertragungen analysiert werden. Für eine Rundfunkübertragung wird als Qualitätskriterium normalerweise eine Übertragungssicherheit von mehr als 99% gefordert. Als freier Parameter steht nun die verwendete Coderate und die Interleaverlänge zur Verfügung.

Es ist darauf hinzuweisen, dass eine Analyse der Daten für lange Interleaverlängen und Bereiche hoher Übertragungssicherheiten nur bedingt zulässig ist, da das Konfidenzintervall selbst bei 4-5 Stunden Messdaten für 5 Minuten-Intervalle im Bereich von 99% Übertragungssicherheit in der Größenordnung von mehr als 4 Prozentpunkten liegt. Für Intervalle im Bereich von einer Minute verkleinert sich das Konfidenzintervall bereits auf unter 1%, so dass die Kurven bereits etwas aussagekräftiger sind. Da das Fahrverhalten und die Streckenauswahl jedoch auch einen großen

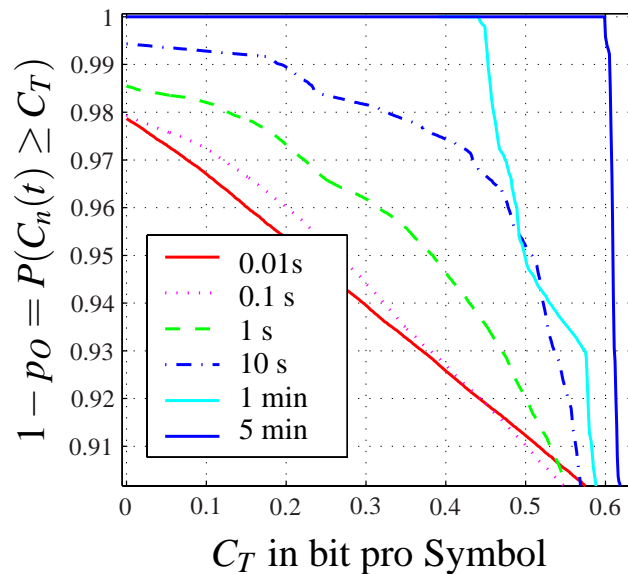


Abbildung 4.16: Komplement der Ausfallwahrscheinlichkeit für die Autobahn-Umgebung im Bereich hoher Wahrscheinlichkeiten bei einem LOS-Wert der Kapazität von etwa 0,74 bit/Symbol

Einfluss besitzen, sind absolute Aussagen mit hoher Zuverlässigkeit selbst dann nur bedingt möglich.

Dennoch soll im Folgenden eine Analyse basierend auf den gemessenen Daten auch für diese langen Zeitfenster durchgeführt werden, um zumindest einen Eindruck von dem Verhalten zu bekommen, wie es sich in bei einer bestimmten Messfahrt ergeben hätte.

Zuerst soll diese Auswirkung der Forderung der hohen Verfügbarkeit anhand der vorteilhaften Autobahn-Umgebung und einer Vergrößerung des relevanten Teils in Abbildung 4.16 diskutiert werden. Ohne Verwendung eines Interleavers von mehr als eine Sekunde Länge ist es nur möglich eine Übertragungssicherheit von 98% zu erreichen, selbst wenn die effektive Übertragungsrate um mehr als den Faktor 10 verringert wird, indem die Codierung um diesen Faktor verstärkt wird.

Wenn Interleaver von etwa 10 Sekunden verwendet werden, bedeutet dies, dass anstatt einer Rate von etwa 0,74 bit pro Symbol, welche im LOS-Fall möglich wäre, eine um mehr als den Faktor 3 stärkere Codierung verwendet werden muss, um die 99% Übertragungssicherheit zu gewährleisten. Werden jedoch längere Interleaver verwendet, so ließe sich dieser Verlust für Interleaverdauern von 5 Minuten auf etwas mehr als 10% der Übertragungsrate für die Autobahn-Umgebung begrenzen.

Zwei Probleme treten bei der kontinuierlichen Übertragung bei langen Interleaverlängen auf. Zum einen verzögert der Interleaver den Ton beim Einschalten des Gerätes, zum anderen bedeutet ein Ausfall bei einem Interleaver der Länge von einer Minute, dass es vermutlich auch über einen längeren Zeitraum keinen ununterbrochenen Empfang gibt.

Der zweite Aspekt erweist sich als sehr störend, wenn lange Interleaver in unterschiedlichen Umgebungen verwendet werden. So würde beim Einsatz eines fünf Minuten langen Interleavers und einer Halbierung der Rate auf ca. 0,4 bit pro Symbol für die gemessenen Szenarien Autobahn, Landstraße und Vorort eine sehr gute Verfügbarkeit ermöglichen. In der Stadt würden sich allerdings mit 40-prozentiger Wahrscheinlichkeit Ausfälle des kompletten Interleavers ergeben, was kaum tolerierbar ist (siehe Abbildung 4.15).

Allgemein bedeutet dies, dass die Rate für den langen Interleaver für den im Versorgungsgebiet denkbar schlechtesten Fall ausgelegt werden muss, da mit der Länge des Interleavers auch die

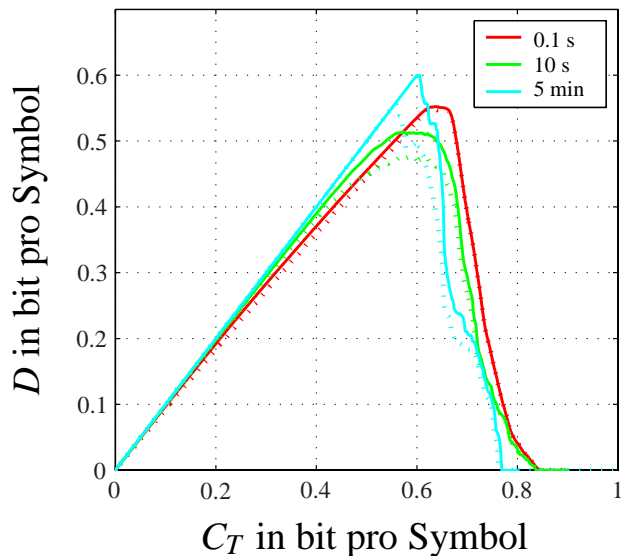


Abbildung 4.17: Erzielbarer Durchsatz  $D$  für die Autobahn-Umgebung, gepunktet bei reiner Verwendung des LOS -Zustandes

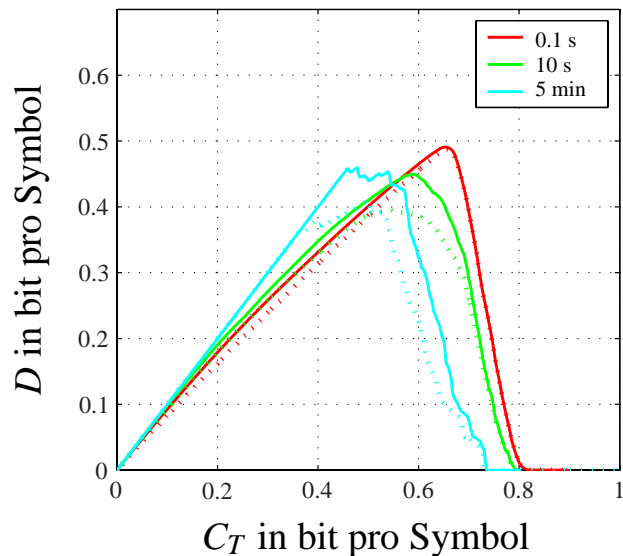


Abbildung 4.18: Erzielbarer Durchsatz  $D$  für die Vorort-Umgebung, gepunktet bei reiner Verwendung des LOS -Zustandes

Auswirkungen eines Ausfalls auf das System zunimmt.

Andererseits zeigt die eher realistische Annahme von einer maximalen Interleaverlänge im Bereich von einer Minute, dass für die Stadt-Umgebung keine 99-prozentige Übertragungssicherheit erzielbar ist. Daher wären dort terrestrische Verstärker notwendig. Ferner erfordert dieses Szenario eine Reduzierung der Senderate um den Faktor Zwei gegenüber dem langen Interleaver und mehr als dem Faktor Drei gegenüber dem LOS-Fall. Kürzere Interleaverlängen im Bereich von 10 s, wie sie in konventionellen Systemen aufgrund der Minimierung der notwendigen Einschaltverzögerung notwendig wären, erforderten eine Reduzierung der Rate um mindestens den Faktor 6 gegenüber dem LOS.

#### 4.4.2 Auswirkung der Interleavergröße auf den erzielbaren Durchsatz

Die Ausfallwahrscheinlichkeit ist jedoch nicht die einzige Größe, nach der ein Übertragungssystem optimiert werden kann. Für ein System kann stattdessen auch der maximal erzielbare mittlere Durchsatz  $D$  von Bedeutung sein, da nicht für alle Anwendungen eine hohe Zuverlässigkeit der Übertragung gefordert wird. Es kann beispielsweise auch eine möglichst hohe Aktualisierungsrate von Informationen angestrebt werden oder die Übertragung einer möglichst großen Auswahl von Musik.

Wenn die Codewortlänge  $I_l$  einer eigenständig verwendbaren Einheit, beispielsweise eine Datei, entspricht, so ergibt sich der Durchsatz  $D$  aus dem Anteil der erfolgreich empfangenen Information:

$$D = E\{C_T \cdot P(C_T > C_n(t))\}. \quad (4.29)$$

Das Verhalten ist in den Abbildungen 4.17 bis 4.20, sowohl für den unbeschränkten Empfang, als auch (gepunktet) für den LOS-Empfang bis  $-2,5$  dB dargestellt. Man erkennt im Bereich geringer



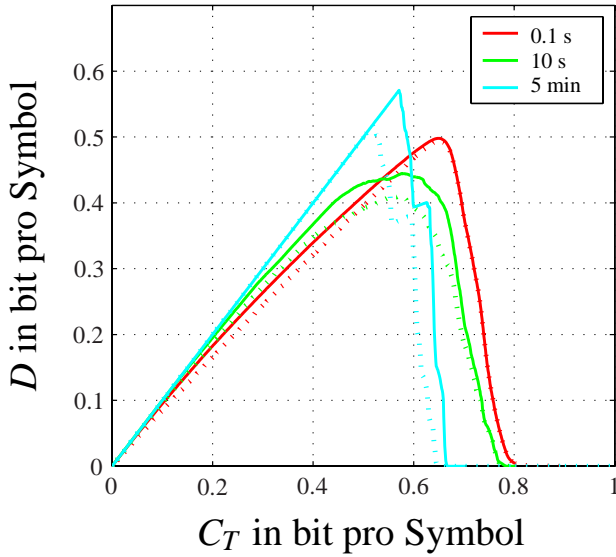


Abbildung 4.19: Erzielbarer Durchsatz  $D$  für die Landstraßen-Umgebung, gepunktet bei reiner Verwendung des LOS-Zustandes

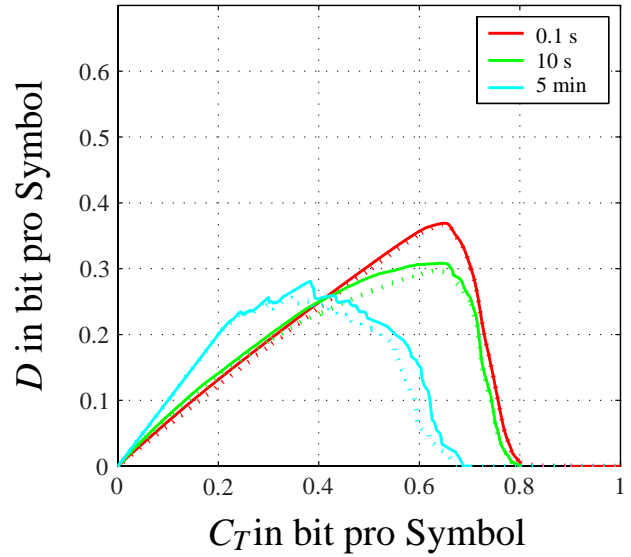


Abbildung 4.20: Erzielbarer Durchsatz  $D$  für die Stadt-Umgebung, gepunktet bei reiner Verwendung des LOS-Zustandes

Schwellenwerte  $C_T$  ein lineares Anwachsen des Durchsatzes, da dort die Ausfallwahrscheinlichkeit  $P(C_n(t) < C_T)$  quasi konstant Null ist und sich der Durchsatz mit steigender Rate stetig erhöht. Auf der rechten Seite befindet sich das Gebiet, in dem die Übertragungswahrscheinlichkeit stark abnimmt und der Durchsatz sich daher wieder verringert.

Bei gleichmäßigen Szenarien (Autobahn- und Vorort-Umgebung) ergibt sich der maximale Durchsatz bei langen Interleaverlängen am Ende des linearen Bereichs und fällt danach relativ steil ab. Der Grund ist, dass sich für lange Interleaver das Maximum des Durchsatzes der Kapazität des ergodischen Falles nähert. Diese Kapazität bildet eine obere Schranke für den erreichbaren Durchsatz  $D$ :

$$\begin{aligned}
 D &= C_T \cdot P(C_T < C_n(t)) &&= \int_{C_T}^{\infty} C_T \cdot f_{C_n}(C_n) \, dC_n \\
 &< \int_{C_T}^{\infty} C_n \cdot f_{C_n}(C_n) \, dC_n &&< \int_0^{\infty} C_n \cdot f_{C_n}(C_n) \, dC_n = E\{C_n(t)\}.
 \end{aligned}$$

Für unendlich große Interleaverlängen wird:

$$C_n(t) = \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n C_{B1} = E\{C_n(t)\} = \text{konstant}, \quad (4.30)$$

so dass  $f_{C_n}(x)$  in einen Dirac-Impuls bei  $C_T$  übergeht und der Durchsatz für dieses  $C_T$  sich der ergodischen Kapazität nähert.

Für kleine Interleavertiefen variiert  $C_n(t)$ , so dass sich der Verlust  $V$  gegenüber der ergodischen Kapazität aus zwei Termen speist:

$$V = \int_0^{C_T} C_n \cdot f_{C_n}(C_n) \, dC_n + \int_{C_T}^{\infty} (C_n - C_T) \cdot f_{C_n}(C_n) \, dC_n. \quad (4.31)$$

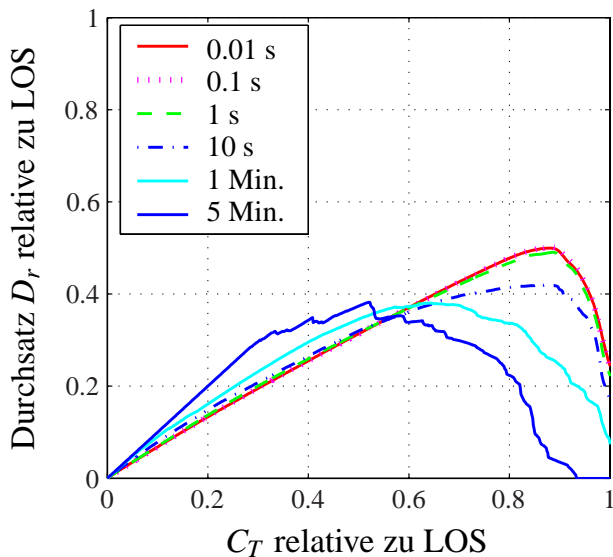


Abbildung 4.21: Erzielbarer Durchsatz  $D_r$  relativ zum LOS für die Stadt-Umgebung über  $C_T$  relativ zum LOS und den Standardwert  $E_s/N_0 = 0\text{ dB}$  im LOS

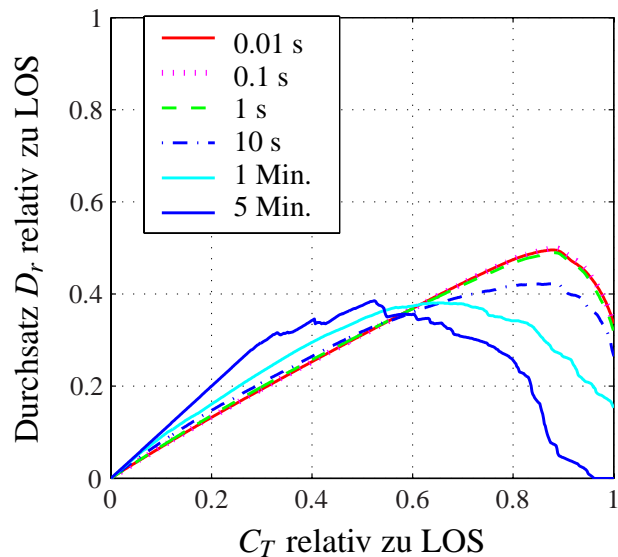


Abbildung 4.22: Erzielbarer Durchsatz  $D_r$  relativ zum LOS für die Stadt-Umgebung über  $C_T$  relativ zum LOS und  $E_s/N_0 = -2\text{ dB}$  im LOS

Der erste Term stellt die Kapazität dar, welche verloren geht indem Codeworte nicht erfolgreich übertragen werden, während der zweite Term die Kapazität darstellt, die ungenutzt bleibt, da mit einer niedrigeren als der höchstmöglichen Rate übertragen wird.

Es ist bemerkenswert, dass dieser Verlust an Durchsatz im Optimum relativ gering ausfällt. Dies ist auf der einen Seite darauf zurückzuführen, dass die Kapazität des abgeschatteten Zustands gering ist, wie man auch an den gestrichelten Kurven sieht. Auf der anderen Seite wird dies durch den stabilen Kanal im LOS-Zustand begründet, bei dem die wenigen Überhöhungen des Signals kaum einen Kapazitätsgewinn bewirken.

Bei Szenarien, die zusätzliche langsame Veränderungen in ihrer Umgebung haben (Landstraßen- oder Stadt-Umgebung), welche auch der längste verwendete Interleaver nicht ausgleichen kann, wird der maximale Durchsatz bei kurzen Interleaverlängen erreicht. Ferner erkennt man für den Fall der längeren Interleaver eine gewisse Plateaubildung.

Die Stadt-Umgebung soll nun noch einmal für unterschiedliche Interleaverlängen und diesmal auch bei unterschiedlichen  $E_s/N_0$ -Werten im LOS betrachtet werden. Abbildung 4.21 zeigt die Stadt-Umgebung für den bisher durchgängig verwendeten Standardwert  $E_s/N_0 = 0$  in relativer Darstellung. Auf der Abszisse ist die Schwelle  $C_T$  relativ zur Kapazität des normierten LOS-Falles aufgetragen. Auf der Ordinate wird der relative Durchsatz  $D_r = D/C_a(1)$  im Verhältnis zur Kapazität im LOS-Fall dargestellt.

Abbildung 4.22 stellt den gleichen Zusammenhang für ein um 2 dB niedrigeres  $E_s/N_0$  im LOS dar. Der Unterschied durch das niedrigere  $E_s/N_0$  ist gering und nur im Bereich hoher Werte von  $C_T$  sichtbar. Wie in Abschnitt 4.2 dargestellt, liegt dies daran, dass man bei einem  $E_s/N_0 = 0\text{ dB}$  gerade noch im Bereich kleiner Verluste an Kapazität bezüglich  $E_b/N_0$  arbeitet. Es ist festzustellen, dass der Durchsatz ein robustes Analyseinstrument ist und im Bereich kleiner Werte von  $E_s/N_0$  die Charakteristika der Kurven nicht von dem gewählten  $E_s/N_0$ -Wert abhängen.

Für das Systemdesign ist insgesamt festzuhalten, dass insbesondere für die Landstraßen- und Stadt-

Umgebung ein höherer Durchsatz erzielt werden könnte, wenn man eine gewisse Ausfallrate tolerieren würde.

Bei Verwendung von langen Interleavern bedeutet dies, dass in einem gewissen Bereich der Zueggewinn an Zuverlässigkeit der einzelnen Übertragung mit einer quasi genauso großen Reduzierung der verwendbaren Gesamtdatenrate erkaufte wird.

Umgekehrt bedeutet dies aber auch, dass für diese Umgebungen der Verlust an Datenrate bei nicht-optimal angepassten  $C_T$  nicht so groß ausfällt. Dies ermöglicht zum Beispiel eine Optimierung der entsprechenden Größe auf die Vorort-Umgebung und würde dennoch nur vertretbare Verluste an Durchsatz in der Stadt-Umgebung entsprechen.

Wenn man ein für den Durchsatz optimiertes System betrachtet, stellt man fest, dass sich zwei Strategien anbieten:

- eine möglichst hohe Datenrate, entsprechend dem LOS-Fall, und die Verwendung kurzer Interleaver
- eine Reduzierung der Datenrate um den NLOS-Anteil und die Verwendung langer Interleaver.

Die erste Strategie rechnet mit einer großen Anzahl von verlorenen Übertragungen, während es bei der zweiten Strategie nur im Falle von nicht ausreichend langen Interleavern zu merklichen Verlusten kommt.

Interessant ist der Vergleich dieser Ansätze gegenüber dem kontinuierlichen Übertragungsverfahren, wie er im vorherigen Abschnitt 4.4.1 besprochen wurde. Für lange Interleaver ist eine Reduzierung der Rate von  $2/3$  gegenüber dem LOS-Fall ausreichend, um einen hohen Durchsatz in allen Umgebungen zu erzielen. Dies steht im Kontrast zu der notwendigen Reduzierung auf unter einem Drittel der LOS-Rate bei einem auf kontinuierliche Übertragung ausgelegten System und dessen Problemen mit extrem langen Interleavern im Minutenbereich.

Im Gegensatz dazu ist aus der Sicht des Durchsatzes der Einsatz unterschiedlichster Interleaverlängen möglich, ohne einen allzu großen Einbruch in den erzielbaren Datenraten auch bei kleineren Interleaverlängen befürchten zu müssen. Es ist jedoch noch einmal darauf hinzuweisen, dass für diese Überlegungen vorausgesetzt wird, dass die Interleaverlänge lang genug sein muss, um eine selbständig verwertbare Information übertragen zu können.

Es stellt sich jetzt die Frage, wie ein Radiosystem aussehen könnte, welches von den Ergebnissen dieser Analyse Gebrauch machen kann.



# Kapitel 5

## Dateiorientierte Übertragung

Wie man im vorausgegangenen Kapitel erkennen konnte, ist es im landmobilen Satellitenkanal nur unter großem Aufwand möglich, eine Verbindung jederzeit und kontinuierlich aufrecht zu erhalten. Daher wird nun ein Systemansatz entwickelt, welcher einen Paradigmenwechsel bezüglich der Anforderungen an das Übertragungssystem darstellt. Der Ansatz basiert auf der Sichtweise, dass der Satellit eine Informations- und Nachrichtenquelle darstellt, die nur zeitweise zur Verfügung steht. Anstatt dies als Problem der physikalischen Schicht anzusehen, wird in dieser Arbeit ein System vorgeschlagen und untersucht, welches durch eine Veränderung der Anwendung für den Satellitenkanal sehr viel geeigneter ist.

Dieser Ansatz führt weg von den typischen Streaming-Anwendungen hin zu dateibasierenden Systemen, wie sie beispielsweise für DAB im TopNews-Konzept für einzelne Beiträge angedacht ist [Bie02]. Im folgenden Abschnitt soll dieser Gedanke näher ausgeführt werden und auf die Erstellung eines komplett dateiorientierten Radioprogramms erweitert werden.

### 5.1 Herkömmliche Rundfunkprogramme

Der größte Teil des Inhalts von heutigen Radioprogrammen liegt digital aufgezeichnet auf den Festplatten der Rundfunkanstalten als Audiodateien vor. Die Abfolge des Programms kann dann vollautomatisch abgespielt werden, wobei es bei den meisten Sendern zusätzlich noch den Moderator gibt, welcher die Überleitung zwischen den einzelnen Beiträgen spricht. Aber selbst interaktive Teile, wie z.B. Telefoninterviews, werden immer häufiger kurz vorher aufgezeichnet, um eine reibungslosere Integration in das Programm zu ermöglichen. Ein solches System führt zu einer Struktur wie in Abbildung 5.1 dargestellt, wo ein Moderator im Studio Beiträge aus dem Archiv abrufen und sie zusätzlich noch kommentiert.

Allgemein wird der Trend zur Partitionierung der Beiträge durch mehrere Faktoren verstärkt. Dies ist zum einen die Entwicklung neuer Spartenkanäle, welche ganz überwiegend aus Beiträgen bestehen, welche bereits im Hauptprogramm gesendet wurden, aber nun in einem anderen Rahmen wiederholt werden. Auf der anderen Seite wird der Trend auch durch den Rationalisierungsdruck in den Rundfunkanstalten verstärkt, welche ihr Material untereinander kostengünstig austauschen wollen. Ein letzter Faktor in diesem Trend ist aber auch das Entstehen neuer Übertragungsformen, wie beispielsweise Internetradios.

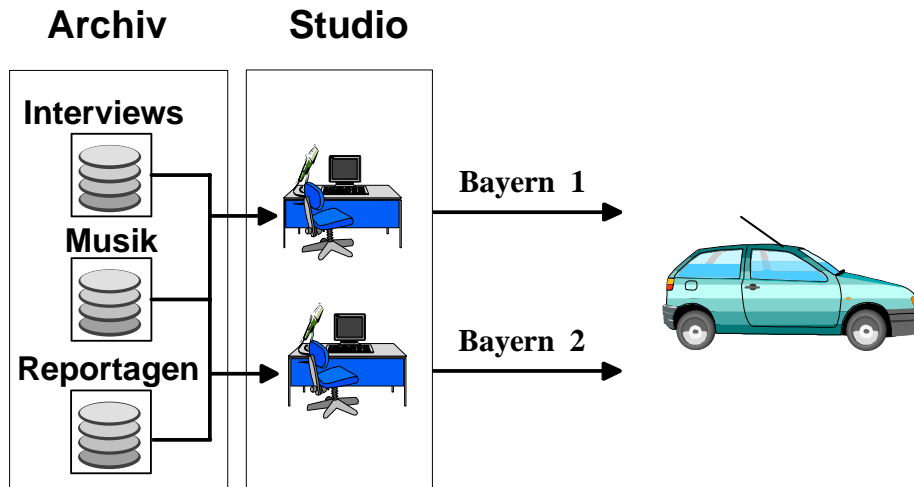


Abbildung 5.1: Aufbereitung der Inhalte bei herkömmlichen Rundfunkprogrammen und Ausstrahlung als kontinuierlicher Datenstrom (Streaming)

Trotz dieser fortgeschrittenen Aufbereitung der Beiträge als eigenständige Dateien erfolgt die Übertragung weiterhin als kontinuierlicher Datenstrom. Dieser Ansatz hat den Nachteil, dass Störungen bei der Übertragung für den Benutzer hörbar sind.

## 5.2 Dateibasierende Rundfunkprogramme

Wenn nun ein Programm bereits als eine Folge von Audiodateien auf Festplatte vorliegt und im Falle von Senderfamilien, wie z.B. Bayern 1-5, Programme und Audiodateien sogar für eine ganze Anzahl unterschiedlicher Zielgruppen erstellt werden, könnten die Dateien unabhängig voneinander zum Empfänger geschickt werden, siehe Abbildung 5.2.

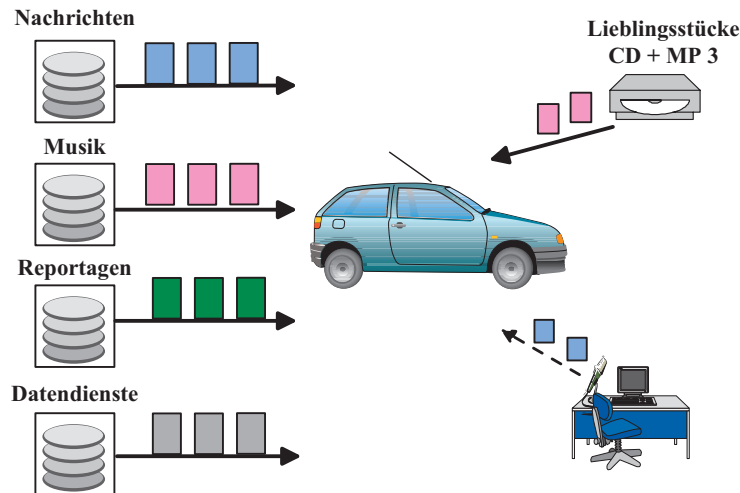


Abbildung 5.2: Dateibasierendes Rundfunkprogramm, bei welchem eigenständige Audiodateien zum Empfänger übertragen und dort zu einem Programm zusammengesetzt werden

Der Empfänger erhält dann eine Reihe von unterschiedlichen Dateien, welche er auf einer Festplatte (Cache) im Fahrzeug speichert. Aufgrund einer mitgeschickten Programmdatei entscheidet er dann, in welcher Reihenfolge die Dateien für einen bestimmten Sender abzuspielen sind und was im Falle des Nichtvorhandenseins einer Datei stattdessen zu spielen ist (Ersetzungsstrategie) oder ob direkt zur nächsten Datei gesprungen werden soll (Auslassungsstrategie).

Bei beiden Strategien ist es sinnvoll, im Mittel mehr Dateien auszusenden, als ein Benutzer benötigt. Dies kann einmal durch mehr Inhalt erreicht werden oder durch Verwendung von Inhalten über die einzelnen Sparten hinaus, aber auch durch Wiederholungen in einem langen Zyklus, wie sie zum Beispiel bei Bayern 5 mit einem 2-Stundenzyklus heute schon der Fall ist. Im Falle des vorgestellten Systems würde dieser Zyklus nur etwas schneller auf die Festplatte des Empfängers übertragen werden.

Für den landmobilen Kanal wäre ein solcher Systemansatz besonders geeignet, da der Empfänger auch im Falle einer Abschattung dem Benutzer neue Inhalte anbieten kann. Der Benutzer erhält damit eine subjektiv gleich bleibende Audioqualität, ohne hörbare Störungen. Für das System bedeutet dies, dass für die Broadcast-Anwendungen keine 100% Erfolgswahrscheinlichkeit für die Übertragung aller Daten gefordert wird, sondern eine möglichst große Anzahl von Dateien erfolgreich übertragen werden sollen.

Bei längeren Abschattungen kann alternativ auch auf ältere Dateien aus dem Cache im Fahrzeug zurückgegriffen werden. Dies kommt besonders in Situationen zum Tragen, in denen das Auto in einer Tiefgarage oder einer Häuserschlucht geparkt war, und bei Beginn der Fahrt kein Empfang möglich ist. In einem solchen Falle würde das Radio den nicht-tagesaktuellen Teil des vorher

gespeicherten Programms abspielen. Praktisch würde dies meist einem Musiktitel des Senders entsprechen.

Diese Idee weist bereits über den Ansatz der reinen Nachbildung konventioneller Dienste hinaus. Es ist ein erster Schritt auf dem Weg zu einem dem Nutzer angepassten, personalisierten Programm.

### 5.2.1 Personalisiertes Rundfunkprogramm

Bei der Fortführung dieses Gedankens zeigt sich rasch, dass auch aus Benutzersicht der Ansatz eines dateibasierenden Systems einige Vorteile gegenüber dem herkömmlichen Radioempfang bietet. Es ermöglicht Wiederholung, Pausieren und Überspringen einzelner Titel, aber auch eine wirkliche Personalisierung des Programms, indem zum Beispiel der Moderator ein- oder ausgeblendet werden kann, bestimmte Musikrichtungen oder Musiker häufiger oder nie gespielt werden und Doppelungen vermieden werden können.

Auch aus Sicht der Rundfunkbetreiber hat dieses Konzept Vorteile. Anstatt wie heute beispielsweise beim Bayerischen Rundfunk fünf starre parallele Programme zu übertragen, von dem ein Benutzer auch nur 1/5 des Inhalts nutzen kann, eröffnet das Konzept die Möglichkeiten eine große Reihe von Spezialprogrammen anzubieten, welche auf die Wünsche der Benutzer eingehen, aber wenig zusätzliche Bandbreite benötigen. So kann der Rundfunksender beispielsweise auch unbekannte aber interessante Musiktitel einfließen lassen, welche aber nur Benutzer erreichen, die dafür aufgeschlossen sind und die anderen Hörer nicht verschreckt. Um dem Benutzer eine Auswahl anbieten zu können, muss der Rundfunkbetreiber dennoch weiterhin mehr Inhalte versenden als ein einzelner Benutzer anhören kann. Der Grundgedanke des personalisierten Rundfunkprogramms ist jedoch, dass dem Empfänger eine Reihe von unterschiedlichen Dateien vorliegen, aus denen er selbständig auswählen kann. Dies könnte so aussehen, dass die Häufigkeit der Einblendungen von Nachrichten vom Benutzer eingestellt wird, wobei gleichzeitig wörtliche Wiederholungen vermieden werden. Zusätzlich wird eine Musikrichtung bzw. eine prinzipielle Musikmischung eingestellt, welche sich an einem herkömmlichen Senderprofil, beispielsweise Bayern 1-5, orientiert oder direkt vom Rundfunkbetreiber vorgeschlagen wird.

Der Grad der Personalisierung lässt sich je nach den Wünschen des Benutzers weiter erhöhen, indem basierend auf von ihm als Favoriten vorgemerkten beziehungsweise als unerwünscht gekennzeichneten Titeln, ein persönliches Wunschprogramm erstellt wird, welches sich kontinuierlich verfeinert. Alternativ kann der Benutzer auch einen Mix aus seinen bevorzugten Musikrichtungen, Interpreten, aber auch seinen Informationswünschen selbst zusammenstellen.

Zusätzlich lassen sich mit diesem Ansatz unterschiedliche Zugangsmedien kombinieren. Die Lieblingsmusik des Benutzers könnte von einer eingelegten CD oder iPod kommen und zwischen den Musikstücken werden via Satellit übertragene Nachrichten oder Interviews eingeblendet.

Zudem ließe sich das Rundfunkprogramm auch mit Zustandsinformationen des Fahrzeuges und den Navigationsdaten koppeln, um ein situationsbezogenes („context aware“) Radioprogramm zu erzeugen. So könnte beim Start zuerst eine etwas ruhigere Phase von 1-2 Minuten eingebaut werden. Innerstädtisch würden nur kurze Wortbeiträge gespielt, während auf Autobahnen längere Beiträge bevorzugt werden, bis hin zu Einspielung von Abschnitten aus vorher erworbenen Reiseführern, welche die gerade durchfahrene Region und ihre augenblicklich sichtbaren Wahrzeichen beschreiben. Im Rahmen der Verkehrssicherheit lässt sich darüberhinaus erreichen, dass nur re-





Abbildung 5.3: Radioanwendung von BMW



Abbildung 5.4: Integration der Anwendung im Fahrzeugcockpit

levante Verkehrsmeldungen eingespielt werden und keine unnötigen Unterbrechungen des Radio-  
programms erfolgen.

Der dateibasierende Ansatz kann aber auch für reine Datendienste genutzt werden, die regelmä-  
ßig erneuert werden, wie z.B. Verkehrsinformationen, Wettervorhersagen, Börsenkurse, usw., bei  
denen immer die neueste Version im Cache vorgehalten wird. Hierbei wird der kurzzeitige Aus-  
fall der Verbindung zum Satelliten vom Benutzer nie direkt, sondern nur indirekt wahrgenommen,  
bedingt durch die Tatsache, dass der Inhalt aus einer vorherigen Aktualisierung stammt.

Das Konzept eines dateibasierenden und personalisierten Rundfunks, unter Verwendung eines in-  
telligenten Empfängers mit einem Cache, wurde vom Autor erstmals in [ESD02a] vorgestellt, um  
die Probleme des landmobilen Kanals zu lösen. Eine vollständige Implementierung dieses Rund-  
funkansatzes wurde dann im Zuge des Aufbaus des Demonstrators für das ESA Ku-Mobil-Projekt  
durch verschiedene Partner unter konzeptioneller Mithilfe des DLR erstellt.

Während in der ersten Phase des Aufbaus des Ku-Mobil-Demonstrators die Aufbereitung und  
öffentliche Bereitstellung von Beiträgen in Dateiform aus Sicht der Radioanstalten als eher auf-  
wendig eingeschätzt wurde, ergab sich ab dem Jahre 2004 durch die parallele Verbreitung des so  
genannten 'Podcastings' ein starker Trend, welcher eine Bereitstellung dieser Inhalte durch Rund-  
funkanstalten und andere Anbieter als äußerst attraktiv erscheinen lässt. Bei diesem 'Podcasting'  
werden Programme mit einzelnen Beiträgen in Dateiform für MP3-Spieler im Internet zur Verfü-  
gung gestellt, welche in unregelmäßigen Abständen ergänzt oder aktualisiert werden können. Ins-  
besondere existiert mit dem so genannten **RSS** (Really Simple Syndication) ein Protokoll, durch  
das der Benutzer automatisch nach neuen Beiträgen suchen und sie herunterladen kann. Diese  
Form der Radioausstrahlung ist so populär geworden, dass seit Mitte 2005 bei einigen Radiosta-  
tionen, wie etwa der **BBC** (British Broadcasting Corporation) oder der Deutschen Welle, sogar ein  
regulärer Betrieb angelaufen ist. Dabei werden Berichte und Radiosendungen ins Internet gestellt  
und regelmässig erneuert. Dies stellt genau die Materialform dar, welche für den personalisierten  
Radioempfang über Satellit benötigt wird.

Gleichzeitig mit dem Entstehen des Demonstrators sind seit ca. 2005 auch erste Anbieter erschie-  
nen, welche beginnen, reine Musikprogramme in Dateiform anzubieten, zum Beispiel Motorola  
mit ihrem iRadio-Dienst. Trotz der erfreulichen Ähnlichkeit der Dienste und des damit entstehen-  
den Vorrats an verwendbarem Material sowie der Klärung von grundsätzlichen urheberrechtlichen

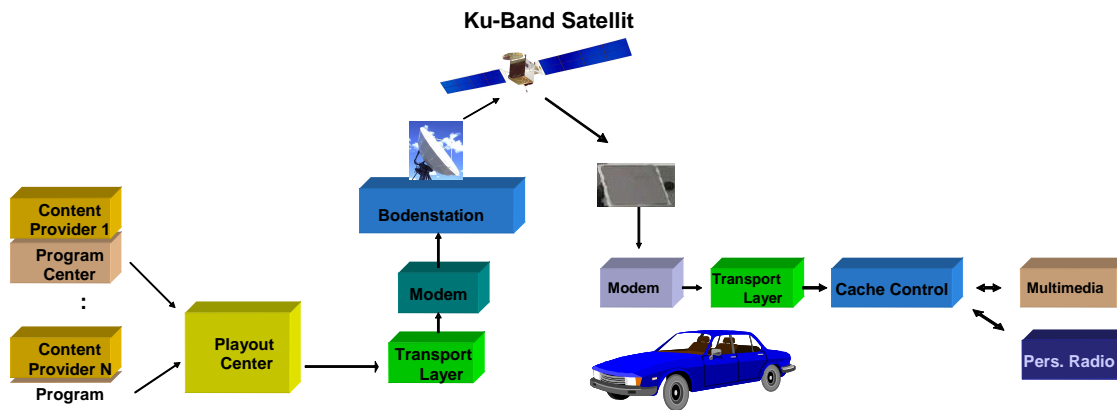


Abbildung 5.5: Personalisiertes Radiosystem im Rahmen des Ku-Mobil-Projektes

Fragen soll die grundlegende Besonderheit des hier vorgestellten Ansatzes nicht vernachlässigt werden. Dies sind der Sitz der Intelligenz am Empfänger, die Erstellung eines über ein reines Musikprogramm hinausgehendes radioartigen Programms, die kontinuierliche Erneuerung des Angebotes während der Fahrt und vor allem die Fähigkeit, Ausfälle bei der Übertragung kompensieren zu können.

### 5.2.2 Übertragungskette im Ku-Mobil-Projekt

Die für den Ku-Mobil-Demonstrator aufgebaute Übertragungskette für das personalisierte Radio ist in Abbildung 5.5 dargestellt.

Als Erstes wird der Inhalt in Dateiform vom Anbieter (Content-Provider) bereitgestellt und nach verschiedenen Kriterien wie Musikrichtung oder Sänger klassifiziert.

Das CPC (Content Playout Center) legt dann die Reihenfolge der Aussendungen der Dateien fest. Die Transportschicht (Transport-Layer) wandelt die Dateien in einen Strom von IP-Paketen um und schickt sie zum Modem, welches das modulierte Signal in der Zwischenfrequenz an die Bodenstation des Satelliten weiterleitet.

Das Signal wird mit Hilfe des Satelliten über Europa verteilt und am Fahrzeug empfangen, demoduliert und decodiert.

Auf der Transportschicht werden aus dem Datenstrom wiederum die Dateien rekonstruiert und im Cache gespeichert. Das personalisierte Radio und weitere Multimediaanwendungen greifen nur auf den Cache zu, so dass sie unabhängig von der eigentlichen Übertragungskette arbeiten können.

### 5.2.3 Auswirkung der dateiorientierten Übertragung

Dieser Ansatz hat neben diesen für den Benutzer interessanten Möglichkeiten auch Auswirkungen auf den Aufbau und die notwendige Analyse für das dahinterliegende Übertragungssystem.

Als Erstes ergibt sich eine starke Veränderung der Bewertungskriterien des Systems. Während in einem konventionellen System die folgenden Punkte für die Bewertung besonders von Bedeutung sind:

- geringe Bitfehlerrate

- gleichbleibende Audioqualität
- Ausfallwahrscheinlichkeit im Subprozentbereich
- hohe Anzahl an Kanälen

ergeben sich für den dateiorientierten Ansatz die Kriterien

- große Menge erfolgreich übertragener Dateien pro Zeiteinheit
- geringe Verzögerung bis zur ersten erfolgreichen Decodierung
- hohe Übertragungssicherheit (nur) für wichtige Beiträge, beispielsweise Nachrichten.

Wodurch begründen sich nun die unterschiedlichen Kriterien? In einem konventionellen System ist die Bitfehlerrate mit der Audioqualität verknüpft und somit vom Benutzer direkt erfahrbar. Der direkte Einfluss der Bitfehlerrate kann durch gemeinsame Quellen- und Kanalcodierung oder Fehlerverschleierungsverfahren gemildert, jedoch nicht aufgehoben werden. Bei einer zu hohen Bitfehlerrate ist in einem konventionellen System auf jeden Fall ein Stummschalten des Radios erforderlich.

Bei einem dateibasierenden System werden nur korrekt übertragene Dateien verwendet. Die Audioqualität ist damit systembedingt jederzeit zu 100% garantiert. Genauso ist jederzeit eine Fortführung des Radioprogramms möglich, wenn auch unter Verwendung von früher ausgesendeten Inhalten. Der Benutzer bemerkt einen Abfall der Radioqualität nur durch:

- Ungewollte Wiederholungen  $\Leftrightarrow$  zu geringe Anzahl neuer Dateien wurden empfangen.
- Fehlen von logisch erforderlichen Titeln  $\Leftrightarrow$  wichtige Dateien sind verloren gegangen.
- Fehlen von aktuellen Inhalten, besonders kurz nach dem Start des Fahrzeugs  $\Leftrightarrow$  Verzögerung bis der erste neue Inhalt decodiert werden konnte.

Das Kriterium, eine möglichst hohe Anzahl von Dateien zu übertragen, kann bei dem dateiorientierten Ansatz sogar dazu führen, dass es für das System günstiger sein kann, eine höhere Anzahl fehlerhafter Übertragungen in Kauf zu nehmen, um die Gesamtanzahl der erfolgreich übertragenen Dateien, insbesondere mit austauschbaren Inhalt, zu optimieren. Im Allgemeinen bedeutet es jedoch vor Allem, dass es nicht mehr darauf ankommt, mit 99,9-prozentiger Sicherheit die Verbindung aufrechterhalten zu können, sondern dass im Normalfall für die Übertragung der einzelnen Datei eine Empfangswahrscheinlichkeit im Bereich zwischen 95 und 99 Prozent auch für hohe Ansprüche ausreichend ist.

Der letzte Bewertungspunkt im Bezug auf ein konventionelles Radiosystem ist die Anzahl der Kanäle, welche parallel übertragen werden können, wobei am Empfänger immer nur einer genutzt wird. Bei einem dateibasierenden System wird dieses Schema aufgebrochen, da teilweise Dateien für mehr als ein Profil genutzt werden können, bzw. auch zu einem späteren Zeitpunkt abgespielt werden, so dass stattdessen die Menge der erfolgreich übertragenen Inhalte relevant wird.

Diesen Änderungen im Bewertungsmaßstab trägt die vorliegende Arbeit Rechnung, indem zum einen in Kapitel 4 eine durchsatzorientierte Analyse hergeleitet wurde. Zum anderen wird in Kapitel 5.3 ein Verfahren vorgestellt werden, welches eine dateiorientierte Erhöhung der Übertragungssicherheit ermöglicht, deren Ergebnisse in Kapitel 6 näher analysiert werden.

### 5.3 Codierung für dateiorientierte Übertragung

Da die Zustandsdauern von LOS- und NLOS-Zuständen im Vergleich zu den Datenpaketen sehr lang sind, aber gegenüber der Austrahlungsdauer einer Datei in eine ähnliche Größenordnung fallen, ergibt sich die Fragestellung, wie die Unterbrechungen im LOS-Zustand bei großen Dateiübertragungen gehandhabt werden können.

Mögliche Ansätze aus Sicht der Kanalcodierung sind:

- Diversity-Verfahren,
- Codierung und Interleaving auf der Physikalischen Schicht,
- Paketorientierte Codierung und Decodierung in der Physikalischen Schicht,
- Codierung und Decodierung auf höheren Protokollschichten.

Es soll kurz auf die verschiedenen Stärken und Schwächen dieser Verfahren eingegangen und die Gründe dargelegt werden, welche für die Entscheidung, die Codierung auf einer höheren Schicht anzusetzen, sprachen.

Der herkömmliche Ansatz, um Auslöschungen im landmobilen Satellitenkanal auszugleichen, sind Diversity-Ansätze, bei denen das Signal mehrmals - entweder zeitlich verzögert oder über verschiedene Wege (Satelliten) - gesendet wird. Dies lässt eine Pufferung des Signals an einer beliebigen Stelle im Empfänger und die Nutzung einer relativ einfachen Logik zu.

Für das vorgestellte Ku-Band System bliebe davon jedoch nur die Möglichkeit der mehrfachen Aussendung des Signals übrig. Dieses einfache Diversity-Konzept entspräche dabei der Verwendung von Wiederholungs-codes mit der Rate  $1/D_i$ , wobei  $D_i$  die Ordnung der Diversity, bzw. der unterschiedlichen Pfade ist.

Aus Sicht der Kanalcodierung ist die Verwendung von Wiederholungs-codes eine der schlechtesten Optionen. Stattdessen wäre die Verwendung von extrem langen Interleavern und niederrati-gen Kanal-Codes (z.B. Turbo-Codes) vorzuziehen. Dem steht entgegen, dass in diesem Falle eine durchgehende Synchronisation der Symbole erforderlich wäre, zumindest insofern, dass es nach einer Abschattung nicht zu einer falschen Zuordnung der Positionen der dann empfangenen Symbole kommen darf. Dies zu garantieren kann bei starken Abschattungen in Verbindung mit dabei möglichen Geschwindigkeits- und Richtungsänderungen, aufwendig werden.

Das Problem kann mit Hilfe von paketbasierenden Ansätzen, wie der paketverlustbasierten Punk-tierung [Kai05] oder den Turbo-Fountain-Codes [JHM06] vermieden werden. Die Implementie-rungskomplexität von auf Soft-Werten des Kanals basierender Ansätze bei Interleaverlängen im Minutenbereich ist jedoch nicht zu vernachlässigen. Dies gilt insbesondere, da diese Codes für die angedachten Datenraten mit Hilfe von dedizierter Hardware decodiert werden müssten. Zusätzlich sind bei einer dateiorientierten Decodierung die Datei- und damit auch die Codewortlänge varia-bel. Die Komplexität würde sich zudem noch steigern, wenn man je nach Art und Länge der Datei eine unterschiedliche Codierung und Interleavertiefe verwenden wollte.

Für das vorliegende System wurde daher nach Ansätzen gesucht, welche eine hohe Flexibilität bei geringer Komplexität erlauben, in Software implementierbar sind und idealerweise unabhängig von einer bestimmten Luftschnittstelle verwendet werden können.

Das anvisierte dateibasierende System speichert bereits die empfangenen Audiodateien auf einem geeignetem Medium mit großer Kapazität, wie zum Beispiel einer Microdrive-Festplatte oder einem großen Flash-Memory. Es stellt sich daher die Frage, inwiefern dieses Medium auch als extrem großer Interleaver genutzt werden kann. Dies wäre möglich, wenn ankommende Pakete jeweils einer Datei zugeordnet und dann zusammen in Software decodiert werden könnten. Die Pakete müssten dabei alle zur Decodierung notwendigen Informationen enthalten. Gleichzeitig soll die Decodierung nicht in Abhängigkeit von einer bestimmten Applikation oder eines bestimmten Quellendecoders erfolgen, sondern in die Internet-Protokolle integriert werden.

Da hinsichtlich der Einordnung der Ansätze sehr unterschiedliche Bezeichnungen existieren, sollen im folgenden Abschnitt zuerst die prinzipiell in Frage kommenden Ansätze für die Verwendung einer solchen Codierung klassifiziert und beschrieben werden.

### 5.3.1 Einordnung der Codierung im Internet-Referenzmodell

Das Internet-Referenzmodell wurde in [CK74] vorgeschlagen und ist in [Bra89] spezifiziert. Es besteht aus :

- der Anwendungsschicht (Application-Layer)  $\approx$  OSI-Schicht 5-7,
- der Transportschicht (Transport-Layer)  $\approx$  OSI-Schicht 4),
- der Internetschicht (Internet-Layer)  $\approx$  OSI-Schicht 3),
- der Netzzugangsschicht (Link-Layer), welche sich weiter unterteilen lässt
  - in die Sicherungsschicht (Data-Link-Layer, OSI-Schicht 2) und
  - in die Übertragungsschicht (Physical-Layer, OSI-Schicht 1).

Die **Übertragungsschicht** ist der traditionell Ort, in dem **FEC** (Forward Error Correction) eingesetzt wird, um die direkte Verbindung zwischen zwei Punkten zu schützen.

Es handelt sich hierbei meist um eine rein verbindungsorientierte Codierung, bei der es unerheblich ist, wie die einzelnen Daten zusammengehören. Die Daten werden sequentiell eingelesen und am Ende in derselben Reihenfolge an die darüberliegende Sicherungsschicht weitergeleitet. Dabei nimmt eine rein verbindungsorientierte Codierung keine Rücksicht auf variable Längen einer logischen Einheit wie zum Beispiel eines IP-Datagrammes.

Die **Sicherungsschicht** zerlegt die Pakete der Internetschicht in einzelne Rahmen, welche sie dann an die Übertragungsschicht übergibt. Im Allgemeinen spielt Codierung auf dieser Schicht vor allem im Zusammenspiel mit Prüfsummen und **ARQ** (Automatic Repeat Requests) eine Rolle. In der Sicherungsschicht wird oft nur mit Rahmen gearbeitet, welche bereits keine Zusatzinformation mehr von der physikalischen Schicht, wie z.B. Soft-Werte, enthalten. Dies ist der Grund, warum sich bei den meisten Standards die wesentlichen Codiervverfahren in der Übertragungsschicht befinden. Eine Besonderheit der Sicherungsschicht des hier vorliegenden Systems ist die Tatsache, dass sie dafür sorgt, dass ein Paket der Vermittlungsschicht jeweils einem Rahmen und damit einem Codewort der Übertragungsschicht zugeordnet wird.

Oberhalb der Sicherungsschicht liegt die **Internetschicht**, welche für die Weitergabe der einzelnen Pakete zuständig ist. Bezüglich des Einsatzes von Codierung sind hier verbindungsorientierte und

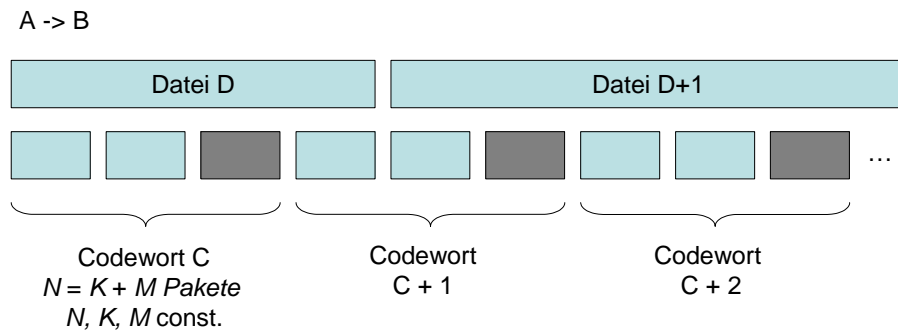


Abbildung 5.6: Verbindungsorientierte Codierungsansatz für alle Pakete von A nach B, mit Codewortlänge  $N = 3$  Paketen,  $K = 2$  Datenpaketen und  $M = 1$  Redundanzpaket

verbindungslose Vermittlungsschichten zu unterscheiden. Bei verbindungslosen Vermittlungsprotokollen wie bei **IP** (Internet Protocol) existiert weder eine feste Route noch ist die Reihenfolge der Pakete garantiert. Wenn es wie im IP-Protokoll auch keine Kennzeichnung der Position eines Paketes innerhalb des Datenstroms gibt, ist eine Codierung auf dieser Schicht über mehrere Pakete nicht möglich.

Nur im Falle einer verbindungsorientierten Vermittlungsschicht kann man Codierung dazu einsetzen, jeweils eine feste Anzahl von Paketen als ein Informationswort zusammenzufassen und mit Hilfe von Codierung zu schützen, siehe den folgenden Abschnitt [5.3.2](#).

Die **Transportschicht** schließlich ist für die Segmentierung und für die Übertragungssicherheit eines Objektes der Anwendungsschicht von einem Ende der Verbindung zum anderen Ende zuständig. Es ist diejenige Ebene, in der sowohl das zu transportierende Objekt vollständig vorliegt als auch die Segmentierung dieses Objektes in Pakete gesteuert werden kann. Die Transportschicht bietet sich daher in besonderer Weise für eine Codierung an, welche von dem normalen verbindungsorientierten Codierungsansatz abweicht und stattdessen das zu übertragende Objekt in den Vordergrund stellt. Dies wird näher in Abschnitt [5.3.3](#) dargestellt.

Ferner ist in der Transportschicht auch eine verbindungsorientierte Codierung jeweils einer festen Anzahl von Paketen möglich. Diese ähnelt dann dem Ansatz in einer verbindungsorientierten Vermittlungsschicht.

Eine Verwendung von Codierung in der **Anwendungsschicht** ist prinzipiell möglich, aber dann meist spezifisch auf eine Anwendung zugeschnitten, so dass sich die Verfahren schlecht verallgemeinern lassen. Daher sollen sie hier nicht weiter betrachtet werden. Außerdem existiert auf dieser Schicht kein Wissen darüber, wie die zu übertragende Einheit in einzelne Pakete aufgeteilt wird.

### 5.3.2 Verbindungsorientierte Codierung in höheren Schichten

Bei der verbindungsorientierten Codierung wird kein Wissen über die Länge der zu übertragenden Objekte, beziehungsweise deren Struktur, benötigt. Die Codierung sieht nur einen von A nach B gehenden Datenstrom.

Die Codierung fasst eine feste Anzahl von Paketen dieses Datenstroms zu einem übergeordneten Codeword zusammen. Im Falle einer systematischen Codierung ergibt sich ein Schema, wie es in [Abbildung 5.6](#) dargestellt ist.

Im Gegensatz zu einer Codierung auf der Sicherungs- oder Übertragungsschicht kann hier der Multiplex verschiedener Datenströme ausgenutzt werden, was einen längeren Interleaver und unterschiedliche Codierung einzelner Datenströme für unterschiedliche Anwendungen ermöglicht. Dies ist in Abbildung 5.7 verdeutlicht, wo zwei Datenströme parallel übertragen werden.

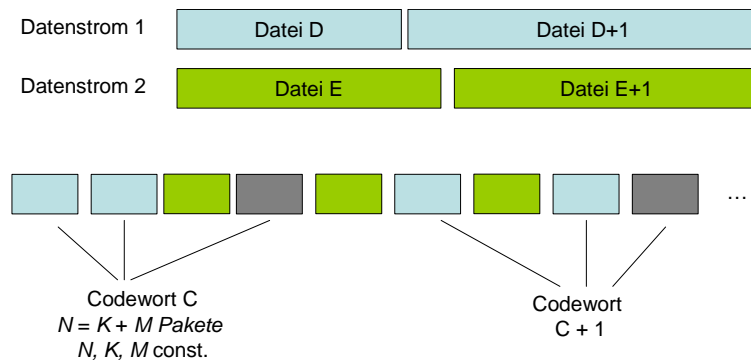


Abbildung 5.7: Verbindungsorientierte Codierung mit Multiplex von zwei parallelen Datenströmen, davon nur einer mit zusätzlicher Redundanz

Für die Beschreibung wird wie oben erläutert vereinfachend angenommen, dass die physikalische Schicht für den Schutz des einzelnen Paketes zuständig ist. Auf den Effekt der Segmentierung wird hier nicht weiter eingegangen, da durch die Sicherungsschicht des Ku-Mobil-Systems gewährleistet wird, dass einem physikalischen Codewort jeweils genau ein IP-Paket zugeordnet wird.

Bezüglich der Codierung führt dies zu einem Zwei-Stufenmodell, welches sehr ähnlich wie die klassische Verkettung eines Faltungscodes mit einem Reed-Solomon-Code arbeitet. Im Gegensatz zum klassischen verketteten Code existiert jedoch die zusätzliche Information darüber, ob ein einzelnes Paket korrekt oder fehlerhaft decodiert wurde.

Theoretisch könnte diese Art der Codierung an jedem Vermittlungsknoten dazu verwendet werden, fehlende Pakete zu rekonstruieren. Normalerweise geschieht dies aber nur nach der kritischen Funkverbindung, für welche auch die entsprechenden Parameter, wie beispielsweise die Redundanz oder die Interleaverlänge, optimiert werden.

Der verbindungsorientierte Ansatz ist insbesondere für Audio- und Video-Datenströme von Interesse, um die Anzahl kurzer Unterbrechungen und den Ausfall einzelner Pakete zu minimieren. Man kann die im DVB-H Standard [ETS04b] vorgeschlagene Codierung einer aufeinanderfolgenden Reihe von IP-Paketen mittels MPE-FEC (MPE-Forward Error Correction) als einen solchen Ansatz einer verbindungsorientierten Vermittlungsschicht ansehen, insofern man die Pakete auf der Ebene von MPE (Multi Protocol Encapsulation) der Vermittlungsschicht zurechnet.

Für eine Dateiübertragung ist ein verbindungsorientierter Ansatz jedoch nur bedingt geeignet, da es zu einem Verlust der Datei kommt, wenn auch nur eines der Codewörter, in dem Teile der Datei übertragen werden, fehlerhaft ist. In Abbildung 5.6 ist beispielsweise die Datei *D* bereits fehlerhaft, wenn nur eines der beiden Codewörter  $C$  oder  $C + 1$  fehlerhaft ist.

### 5.3.3 Dateiorientierte Codierung auf der Transportschicht

Die dateiorientierte Codierung auf der Transportschicht folgt dem in Abbildung 5.8 dargestellten Ablauf. Die Datei wird in  $K$  unabhängige Einheiten (IP-Pakete) unterteilt. Diesen Paketen werden  $M$  Redundanzpakete beigefügt.

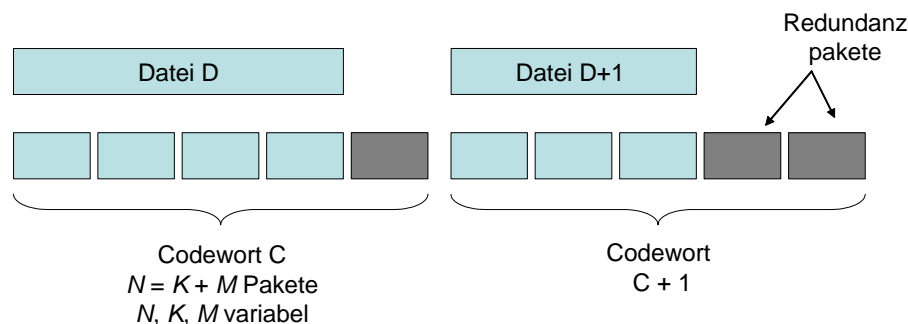


Abbildung 5.8: Dateiorientierte Codierung mit variabler Codewortlänge  $N$ , Anzahl Datenpakete  $K$  und Redundanzpakete  $M$

Beim Übergang von der Transport- zur Vermittlungsschicht werden die Pakete von verschiedenen Dateien gemultiplext, so dass ein kontinuierlicher Strom von Paketen entsteht. Diese Pakete werden auf der physikalischen Schicht mit Hilfe eines effizienten Kanalcodes geschützt - beispielsweise eines Turbo-Codes der Rate  $1/5$  - und in einzelnen Rahmen über den Satelliten gesendet.

Am Empfänger wird versucht, die Rahmen der physikalischen Schicht zu decodieren. Falls dies nicht erfolgreich gelingt, werden die Rahmen verworfen. Dadurch werden der Transportschicht nur als korrekt deklarierte Pakete übermittelt. Zusätzlich wird auf der Transportschicht eine Prüfsumme für jedes Paket ausgewertet. Damit wird sichergestellt, dass Pakete, welche auf der physikalischen Schicht inkorrekt als fehlerfrei deklariert wurden, spätestens auf der Transportschicht verworfen werden.

Für jede Datei werden jeweils ihre erfolgreich übertragenen Pakete gespeichert. Wenn die Anzahl dieser Pakete größer wird als die Anzahl der Quellenpakete  $K$  plus einer Anzahl von Paketen, um die Ineffizienz des Codes auszugleichen, kann der Transportcode die Datei rekonstruieren (siehe dazu auch Abschnitt 5.5).

Die Verwendung einer nichtsystematischen Codierung geschieht analog, nur dass dann die  $K$  Quellenpakete direkt in  $N = K + M$  Codepakete umgewandelt werden. In der vorliegenden Arbeit steht jedoch die Verwendung einer systematischen Codierung auf der Transportschicht im Vordergrund. Eine systematische Codierung wurde auch innerhalb des Projektes verwendet und implementiert.

Im nächsten Abschnitt werden die in dieser Arbeit verwendeten Internetprotokolle eingeführt, bevor anschließend auf die Besonderheiten der verwendeten Codierung eingegangen wird.

## 5.4 Transportprotokolle

Die verwendeten Protokolle sollen kurz vorgestellt werden. Bevor jedoch auf die einzelnen Protokolle eingegangen wird, soll zuerst das Anforderungsprofil aufgestellt werden, welches die Protokolle erfüllen müssen, um eine Codierung auf Transportebene und die Übertragung von Dateien zu ermöglichen.

Anforderungen an die Protokolle:

- Jedes Paket soll eindeutig einem Transfer einer Datei zugeordnet werden können.
- Die Position des Paketes innerhalb des Transfers muss eindeutig sein.



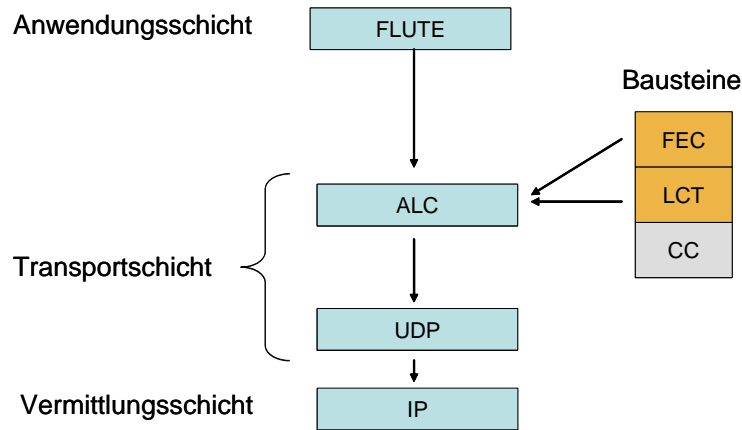


Abbildung 5.9: Übersicht der verwendeten Protokolle

- Nur fehlerfreie Pakete sollen am Empfänger zur Decodierung verwendet werden.
- Nur fehlerfreie Dateien dürfen an andere Anwendungen weitergeleitet werden.
- Die verwendeten Codierungsparameter müssen dem Empfänger für jeden Transfer mitgeteilt werden.

Um diese Anforderungen in einer flexiblen Weise nachzukommen, wurden bei der [IETF](#) (Internet Engineering Task Force) eine Reihe von Standards entwickelt, welche aufeinander aufbauen und in verschiedener Weise miteinander kombiniert werden können. Eine Übersicht findet sich in [Abbildung 5.9](#).

Das zentrale Protokoll der Anwendungsschicht ist [FLUTE](#) (File Delivery over Unidirectional Transport). Es organisiert die Übertragung einer Datei und hat dieselben Aufgaben wie [FTP](#) (File Transfer Protocol), benötigt jedoch keinen Rückkanal.

FLUTE verwendet für die eigentliche Übertragung auf der Transportschicht [ALC](#) (Asynchronous Layered Coding). Dieses entspricht näherungsweise der Verwendung von [TCP](#) (Transmission Control Protocol) durch [FTP](#), wiederum ohne die Verwendung eines Rückkanals. Das ALC-Protokoll besteht dabei aus mehreren Bausteinen, welche für bestimmte Aspekte wie zum Beispiel die Codierung (FEC-Baustein) oder die Zuordnung der Transfers (LCT-Baustein) zuständig sind.

Zur Übertragung der einzelnen Pakete wird [UDP](#) (User Datagram Protocol) verwendet und schließlich werden IP-Pakete erzeugt.

Die einzelnen Protokolle werden nun kurz vorgestellt und einzelne Aspekte herausgegriffen, welche im Weiteren von Bedeutung sind.

### 5.4.1 File Delivery over Unidirectional Transport (FLUTE)

Das FLUTE-Protokoll wurde im Oktober 2004 als [RFC](#) (Request for Comments) 3926 von der [IETF](#) aufgenommen [[PLL<sup>+</sup>04](#)] und findet sich auch in der sechsten Ausgabe des Standards von [3GPP](#) (3rd Generation Partnership Project) wieder [[ETS05](#)]. Es ist auf der Anwendungsschicht angesiedelt und ermöglicht eine Dateiübertragung, jedoch ohne einen Rückkanal zu benötigen.

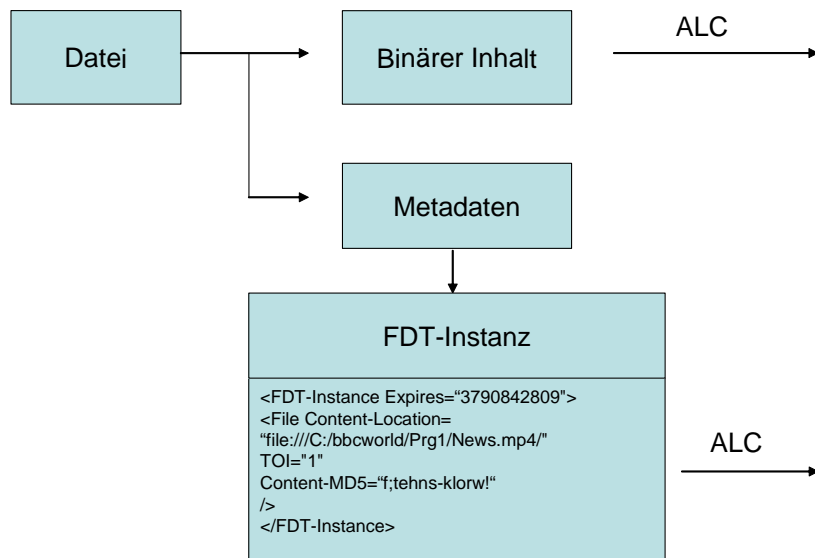


Abbildung 5.10: Aufgaben des FLUTE-Protokolls: Übertragung des Inhalts der Datei und Signalisierung seiner Metadaten mittels FDT-Instanzen

Welche Aufgaben muss dieses Protokoll erfüllen? Um eine Datei übertragen zu können, ist nicht nur die Übertragung ihres binären Inhalts erforderlich, wofür das darunterliegende Transportprotokoll ALC zuständig ist, sondern der Empfänger muss mit den transportierten Binärdaten auch etwas anfangen können.

Das Mindeste was er über eine Datei wissen muss, ist der Dateiname sowie sinnvollerweise eine Pfadangabe, wo er diese Datei speichern soll. Ferner wäre es für den Empfänger häufig vorteilhaft zu wissen, ob ihn die zu übertragende Datei überhaupt interessiert.

Neben der korrekten Übergabe des Dateiinhalts an die Transportschicht, liegt die Hauptaufgabe von FLUTE daher in der Signalisierung der Metadaten der Datei und der Verknüpfung dieser Daten mit der Übertragung des Dateiinhalts.

Am Sender wird dazu unter Verwendung von **XML** (Extensible Markup Language) eine Datenstruktur aufgebaut, **FDT** (File Delivery Table) genannt. In der FDT ist für jede Übertragung ein Eintrag vorhanden, welcher jeder Datei eine eindeutige Transportnummer zuordnet, die so genannte **TOI** (Transmission Object Identifier). Die FDT-Datenstruktur ist dynamisch angelegt. Neue Elemente können hinzugefügt und alte gelöscht werden.

Neben der TOI, bestehen die weiteren Einträge für eine Dateien aus einer eindeutigen Identifizierung der Datei mit Hilfe der **URI** (Uniform Resource Identifier). Die URI besteht meist aus einem Datei- und Pfadname relativ zu einem Dateisystem. Zu den optionalen Informationen in der FDT-Struktur, welche innerhalb des Ku-Mobil-Projektes verwendet wurden, gehört zum Beispiel eine **MD-5** (Message Digest Algorithm 5) -Prüfsumme, welche es dem Empfänger ermöglicht zu verifizieren, ob eine Datei wirklich korrekt empfangen wurde. Andere Arten von Informationen können das Dateiformat sein, zum Beispiel, ob es sich um ein Audio, Video oder Textformat handelt, zu welcher Musikrichtung die Datei gehört oder wer der Autor der Datei ist.

Diese Informationen müssen nun dem Empfänger mitgeteilt werden. Dazu erstellt und sendet das FLUTE-Protokoll mit Hilfe der Transportschicht einzelne XML-Beschreibungsobjekte, FDT-Instanzen genannt, in denen jeweils die Einträge von einer oder mehreren Dateien enthalten sind.

Jede dieser FDT-Instanz besitzt eine vorgegebene Gültigkeitsdauer. Ein gekürztes Beispiel für eine solche Instanz findet sich in Abbildung 5.10.

Einträge für eine Datei dürfen in mehreren FDT-Instanzen auftauchen. Es wird nur gefordert, dass für jede Datei mindestens einmal ein Eintrag gesendet wird. Im Ku-Mobil-System wird beispielsweise der Eintrag für jede Datei mindestens zweimal, je nach gewählter Coderate auch öfters verschickt.

Die FDT-Instanzen werden mit Hilfe des weiter unten beschriebenen ALC-Protokolls übertragen und besitzen immer eine TOI von Null. Um Pakete von verschiedenen FDT-Instanzen voneinander unterscheiden zu können, besitzt ein FDT-Paket zusätzlich eine erweiterte Kopfzeile (EXT\_FDT), in welcher ein Feld „FDT-Instanz“ existiert, welches anzeigt, zu welcher FDT-Instanz das Paket gehört.

Den eigentlichen Dateiübertragungen ordnet FLUTE jeweils eine eindeutige, von Null verschiedene TOI gemäß der FDT-Tabelle zu, und übergibt sie gleichfalls dem ALC-Protokoll.

### 5.4.2 Asynchronous Layered Coding (ALC)

ALC ist in IETF RFC 3450 spezifiziert [LGV<sup>+</sup>02a]. Es ermöglicht die unidirektionale Übertragung binärer Inhalte von Dateien oder FDT-Tabellen. ALC ist das eigentliche Kernprotokoll der Transportschicht und ergänzt UDP um die notwendigen Funktionalitäten, damit nicht nur einzelne Pakete, sondern Dateien beliebiger Größe übertragen werden können.

Je nach Konfiguration macht es dabei von verschiedenen Bausteinen (Building-Blocks) Gebrauch. Im Folgenden soll dabei nur auf die beiden hier verwendeten Bausteine, den LCT-Baustein und den FEC-Baustein näher eingegangen werden. Mehr Informationen zu den weiteren optionalen Bausteinen beispielsweise zur Authentifikation oder Überlastkontrolle (Congestion-Control) findet sich im Standard oder in [Neu05].

Der LCT-Baustein ist dabei ein zwingend notwendiges Element des ALC-Protokolls. LCT ist für die Auswahl der weiteren Bausteine und für die Trennung der verschiedenen Übertragungen zuständig, indem es in jedem Paket einer Dateiübertragung die eindeutige TOI einfügt, welche in der FDT-Tabelle eingetragen ist. Im Abschnitt 5.4.3 werden die weiteren Details des LCT-Bausteins dargestellt.

Ein optionales, aber in diesem Zusammenhang besonders wichtiges Element des ALC-Protokolls ist der FEC-Baustein. Er ermöglicht die eigentliche dateiorientierte Codierung auf der Transportschicht und signalisiert die Parameter der Codierung. Der FEC-Baustein wird genauer in Abschnitt 5.4.4 beschrieben. An dieser Stelle ist vorerst nur darauf hinzuweisen, dass die Codierung immer eine (wählbare) Obergrenze für die maximale Codewortgröße besitzt, welche mehreren MByte an Daten entsprechen kann. Diese Grenze ist dem ALC-Protokoll bekannt.

Das ALC-Protokoll geht dann in den folgenden Schritten vor:

- Es erhält von der Anwendung ein binäres Objekt und dessen TOI.
- Es prüft, welche Codierung verwendet werden soll, und ob es die maximale Länge des FEC-Bausteins überschreitet. Bei Überlänge unterteilt das ALC-Protokoll den zu übertragenden Inhalt in Blöcke von annähernd gleicher Länge. So wird vermieden, dass es zu besonders kurzen Codeworten kommt.

- Das ALC-Protokoll verwendet den FEC-Baustein um Redundanz für jeden Block bereitzustellen.
- Abschließend werden mit Hilfe des LCT-Bausteins die einzelnen Pakete erzeugt und durchnummeriert.
- Die so erzeugten Pakete werden dann an das UDP-Protokoll weitergeleitet.

Die Größe eines Blockes im FEC-Baustein ist konfigurierbar und liegt im vorliegenden Falle bei 20 MByte für lange Dateien. Daher ist die Zuordnung von einer Datei zu einem einzigen Block und damit einem Codewort für die typischen Dateigrößen von 1 - 10 MByte, wie sie innerhalb des Ku-Mobil-Projektes auftreten, gewahrt.

Der prinzipielle Aufbau eines ALC-Paketes ist in Abbildung 5.11 dargestellt. Zuerst stehen dort im LCT-Standardabschnitt diejenigen Informationen, welche das Paket einer bestimmten Übertragung zuordnen. Es folgen optionale Erweiterungen und schließlich wird mitgeteilt, zu welchem Block das Paket gehört (Block ID) und welche Position es in diesem Block einnimmt (Symbol ID). Die Länge und Definition dieser beiden Felder kann je nach gewählter Codierung variieren. So kann beispielsweise das höchste Bit der Symbol-ID verwendet werden, um zu signalisieren, ob es sich um ein Redundanzpaket oder um ein Originalpaket handelt.

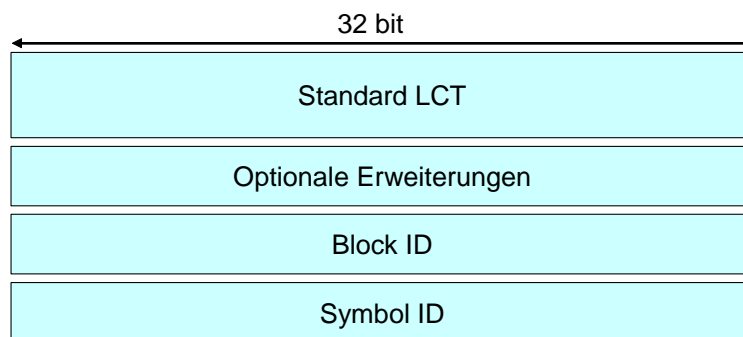


Abbildung 5.11: Prinzipieller Aufbau eines ALC-Headers

Die optionalen Erweiterungen haben für jeden Typ eine Identifikationsnummer **HET** (Header Extension Type) und für Identifikationsnummern kleiner als 128 ein weiteres Feld **HEL** (Header Extension Length), in dem die Länge der Erweiterung definiert wird.

Eine solche Erweiterung tritt zum Beispiel bei Verwendung des FLUTE-Protokolls auf und zwar bei der TOI Null für die FDT-Pakete. Der dann verwendete zusätzliche Header ist in Abbildung 5.12 dargestellt. Neben der HET-Nummer von 192, welche signalisiert, dass es sich um eine vom übergeordneten Protokoll definierte Erweiterung handelt, besteht die Erweiterung aus der Versionsnummer (V) und einer eindeutigen Zuordnung dieses Pakets zu einer bestimmten Übertragung der FDT-Instanz.

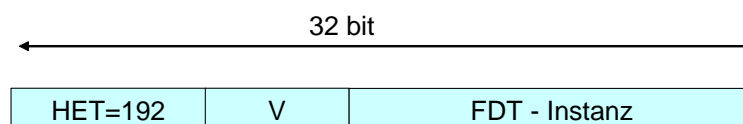


Abbildung 5.12: Zusätzlicher Header für FDT-Objekte

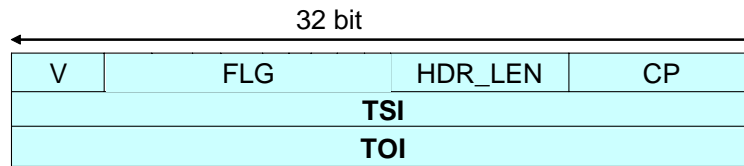


Abbildung 5.13: Standard LCT-Kopfzeile

### 5.4.3 Layered Coding Transport (LCT)

LCT wird im IETF RFC 3451 definiert und ausführlich beschrieben [LGV<sup>+</sup>02c]. LCT sorgt dafür, dass jedes Paket eindeutig einem Transfer zugeordnet werden kann. Dazu wird jedem Paket ein TSI (Transport Session Identifier) beigefügt, welcher bei gleicher Send- und Empfangsadresse des Paketes eine Unterscheidung unterschiedlicher Transportströme erlaubt. Innerhalb eines solchen Stroms wird dem einzelnen Dateitransfer eine eindeutige TOI größer Null zugeordnet.

Wie in Abbildung 5.13 dargestellt, existieren in diesem Teil der Kopfzeile (Header) eine Protokollversionsnummer (V) und eine Reihe von Konfigurationsbits (FLG), welche den genauen Typ der ALC-Instanz und die verwendeten Bausteine spezifizieren. Außerdem wird die Gesamtlänge des ALC-Headers (HDR\_len) übermittelt. Daneben existiert ein Feld namens Code-Point (CP), welches vom darüberliegenden Protokoll zur Signalisierung verwendet werden kann. Im Falle von FLUTE, wird an dieser Stelle der Typ der verwendeten Codierung mitgeteilt.

### 5.4.4 Forward Error Correction Block (FEC)

Die Beschreibung der Protokollstruktur für die Einbeziehung von Codierung findet sich in RFC 3452 [LGV<sup>+</sup>02b]. Zuerst müssen dem Empfänger einige Eigenschaften der Codierung mitgeteilt werden. Dazu existiert die Header-Erweiterung mit der HET-Nummer 64. Die Erweiterung muss nicht notwendigerweise in jedem Paket eines Transfers vorhanden sein, dies vereinfacht jedoch die Speicherstruktur am Empfänger, so dass die Header-Erweiterung im Ku-Mobil-System in jedem Paket vorkommt.

In Abbildung 5.14 ist die Struktur des Headers für die Codierung dargestellt. Sie wird als EXT\_FTI bezeichnet. Wie für jede Header-Erweiterung wird zuerst die Gesamtlänge des Headers (HEL) einschließlich der Optionen angegeben. Es folgt die Gesamtlänge der zu übertragenden Datei. Als Nächstes wird im Header im Feld „FEC-Instance-ID“ die verwendete Instanz der Codierung basierend auf einer FEC-Klasse mitgeteilt.

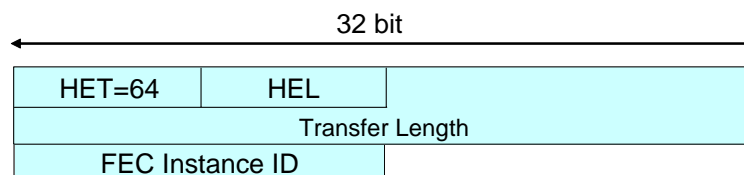


Abbildung 5.14: Allgemeine Header-Struktur für FEC-Objekte

Die Codierung wird in verschiedene Klassen (FEC-Encoding-ID) eingeteilt. Der zugehörige Wert signalisiert, welche zusätzlichen Felder im Header übertragen werden müssen. Die FEC-Encoding-

ID wird vom darüberliegenden Protokoll bestimmt. Im Falle von FLUTE wird sie innerhalb des vorher beschriebenen CP-Feldes des LCT-Headers übertragen.

Zur Zeit sind die Werte 0 (keine Codierung), 128 (sowohl für ratenlose Codes wie Codes mit einer festen Rate), 129 (speziell geeignet für kurze Blockcodes) und 130 (kompakte Header-Variante des 128-Schemas) definiert. Die Klassen größer als 127 bestimmen noch nicht die Verwendung einer bestimmten Codierung, sondern nur die notwendigen zu übertragenden zusätzlichen Felder im Header. Das verwendete Codierungsverfahren wird dann mit Hilfe der Instanz-ID mitgeteilt.

Für die Verwendung von LDPC-Staircase und LDPC-Triangle-Codes existiert zusätzlich ein Draft Vorschlag, welcher der Nummer 132 zugeordnet wurde und in Abbildung 5.15 dargestellt ist. Dieser Header wurde für die Übertragung langer Dateien innerhalb des Ku-Mobil-Projektes verwendet.

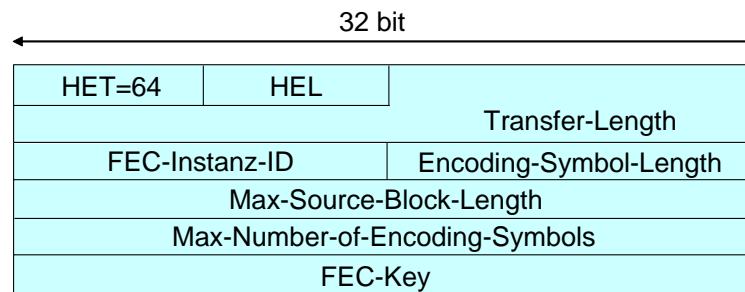


Abbildung 5.15: Beispiel einer konkreten Realisierung eines Headers für FEC-Objekte, wie er im Ku-Mobil-Projekt verwendet wird

Im zusätzlichen Teil des Headers nach Abbildung 5.15 werden die maximale Größe eines Blocks und die Größe eines Symbols definiert, wobei Letztere normalerweise identisch mit der nach Abzug des Headers verbleibenden Größe eines Paketes ist. Ferner wird die maximale Anzahl der Informationssymbole (Encoding-Symbols) mitgeteilt. Mit diesen Angaben lässt sich die Coderate  $R$  des Dateitransfers berechnen, wenn man die Blockgröße durch die Anzahl der Informationssymbole  $K$  und deren maximale Größe teilt.

Am Ende wird eine Zahl (FEC-Key) übergeben, welche als Startwert für die Generation von Pseudo-Zufallszahlen fungiert, welche bei der Codierung verwendet wurden.

In Abbildung 5.16 ist der gesamte Header für das ALC-Protokoll mit den verwendeten Bausteinen für ein normales Datenpaket dargestellt.

### 5.4.5 UDP/IP-Protokoll

Die in den vorherigen Abschnitten gebildeten Pakete müssen über das IP-Netzwerk versandt werden. Hierzu bedient man sich des Standardprotokolls **UDP**, welches den Transport von einzelnen Paketen, als kontinuierlichen Datenstrom von ungesicherten Paketen übernimmt. UDP ist in RFC 768 [Pos80] definiert und erlaubt das Versenden von Paketen an eine Zieladresse, ohne dass eine Rückmeldung erforderlich ist. Um dies zu gewährleisten, erfolgt im Gegensatz zu **TCP** kein expliziter Verbindungsaufbau oder Kontrolle der Reihenfolge der Datenpakete, sondern der Empfangsprozess startet selbständig und wartet auf eintreffende Pakete, welche der Empfangsprozess in der Reihenfolge ihrer Ankunft der nächsthöheren Schicht übergibt.

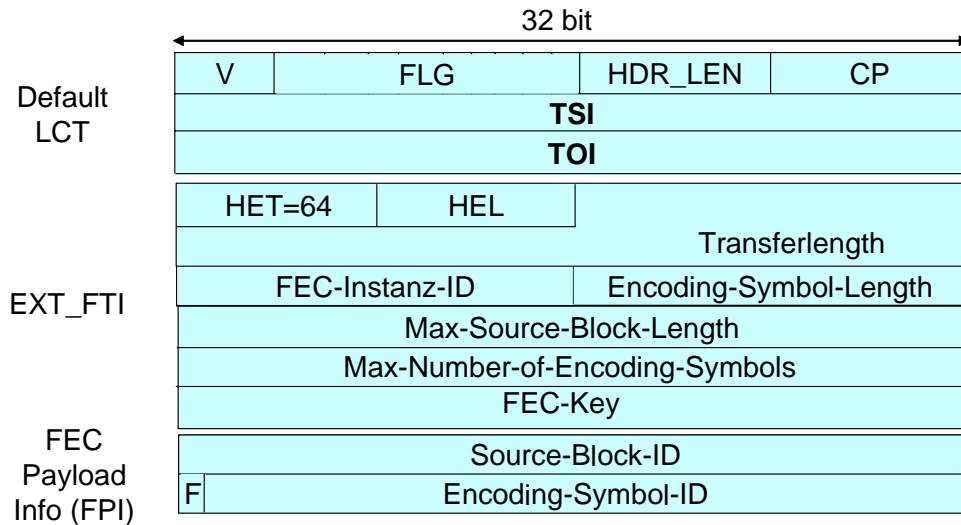


Abbildung 5.16: Gesamter ALC/LCT Header

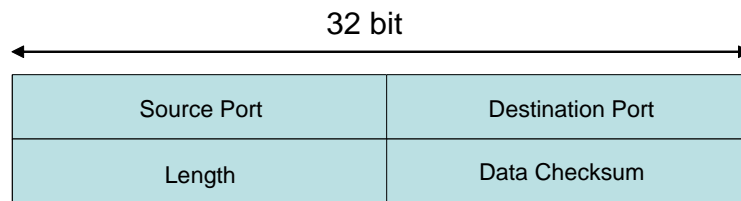


Abbildung 5.17: UDP-Header

Man erkennt in [Abbildung 5.17](#) die einzelnen Elemente des UDP-Headers. Zum Einen wird der so genannte Empfangs-Port (Destination-Port) angegeben, welcher auf der Empfangsseite einen Übergabepunkt definiert, an dem ein Programm oder Protokoll nach Paketen für diesen Datenstrom Ausschau halten kann. Zum Anderen kann der Empfänger anhand des Sende-Ports (Source-Port) unterschiedliche Anwendungen, welche auf dem gleichen Quellrechner laufen, unterscheiden. Ferner teilt der Header die Länge des UDP-Paketes mit, einschließlich des Headers. Zusätzlich kann eine einfache Prüfsumme über das gesamte UDP-Paket berechnet und mitgeschickt werden. Mit Hilfe der Prüfsumme kann man feststellen, ob es zu einem Fehler im Paket gekommen ist. Die Prüfsumme wird mit Hilfe einer Summierung des Einser-Komplements über die 16-Bit-Worte des Paketes gebildet. Schranken für die Wahrscheinlichkeit der Nichtdetektion von Fehlern finden sich in [\[JS01\]](#) und können, je nach Bitfehlerrate, im Bereich von bis zu einem Prozent der Paketfehler-rate liegen.

Um das UDP-Paket über das Vermittlungsnetz schicken zu können, muss zusätzlich noch ein IP-Header hinzugefügt werden, welcher vor allem die Adresse des Senders und des Empfängers angibt. Im vorliegenden Falle wurde wegen der höheren Kompatibilität mit den vorhandenen Geräten die Version **IPv4** (Internet Protocol Version 4) verwendet [\[Pos81\]](#), welche in [Abbildung 5.18](#) dargestellt ist. Es sollen nur kurz die hier relevanten Felder herausgegriffen werden. Eine weitergehende Beschreibung findet sich in [\[Tan03\]](#).

Wichtig sind Quell- und Zieladresse. Die Zieladresse wird zur Weitervermittlung im IP-Netzwerk verwendet. Dabei wird in einem solchen System im Regelfall als Zieladresse eine Multicast-Adresse (224.X.X.X) verwendet, welche nicht einen einzelnen Rechner sondern eine Gruppe von

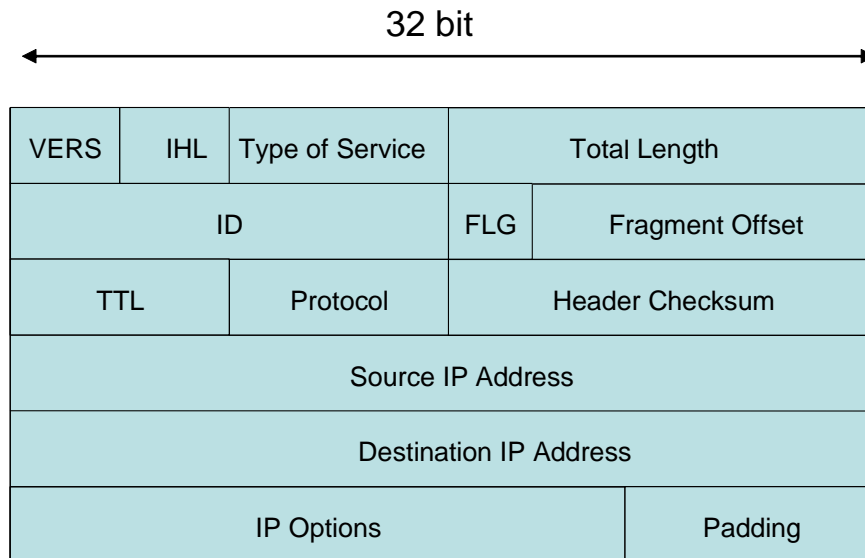


Abbildung 5.18: IP-Header

Rechnern bezeichnet. Zusätzlich können die Adressen in Kombination mit dem UDP-Port auch vom FLUTE-Protokoll verwendet werden, um zwischen verschiedenen Quellen zu unterscheiden.

Neben diesen Adressen werden noch weitere Daten im IP-Header übertragen. In der ersten Zeile des IP-Headers werden die Versionsnummer, in unserem Fall 4 für IPv4, die **IHL** (IP Header Length), welche die Länge des IP-Headers in 32-Bit-Wörtern angibt, der Type-of-Service und die Gesamtlänge des Paketes mitgeteilt. Der Type-of-Service gibt dabei an, welche Qualitätsanforderungen bezüglich Größen wie Verzögerung und Übertragungssicherheit dazwischenliegende Router berücksichtigen sollten.

Die zweite Zeile enthält Informationen, ob ein Paket in Sub-Pakete zerteilt werden musste, zu welchem übergeordneten Paket es gehört (ID) und welchen Fragment-Offset es gegenüber dem Anfang dieses Paketes hat. Im vorgestellten System wird dafür gesorgt, dass diese Fähigkeit des Protokolls nicht verwendet werden muss.

In der dritten Zeile wird die Restlebensdauer **TTL** (Time To Live) für das Paket eingesetzt sowie das verwendete Transportprotokoll angegeben, im vorliegenden Fall UDP. Für das vorgestellte System ist die folgende Header-Prüfsumme von Interesse, welche analog der UDP-Prüfsumme berechnet wird, allerdings nicht auf das Paket, sondern nur auf den IP-Header bezogen ist. Im Falle eines erkannten Fehlers verwirft der Kernel des Betriebssystems das Paket.

Abschließend folgen die vorher genannten Adressenangaben und einige Optionen, wie zum Beispiel die Vorbestimmung oder Aufzeichnung der Route für ein Paket. Außerdem wird die Headerlänge mit Hilfe von Füllbits (Padding) auf ein Vielfaches von 32 Bits aufgefüllt.

#### 5.4.6 Implementierung von FLUTE im vorgestellten System

Die in diesem Projekt verwendete Implementierung von FLUTE basiert auf dem Open-Source-Programm **MCLv3** (MultiCast Library Version 4) von **INRIA** (Institut National de Recherche en Informatique et Automatique), welches für die Zwecke des Projektes entsprechend abgeändert wurde.



Die Protokolle selbst wurden vollständig übernommen. Auf Anwendungsebene wurden jedoch zusätzliche Möglichkeiten geschaffen. Dies betrifft vor allem die Fähigkeit, Dateien auch ohne die Ankunft des entsprechenden FDT-Eintrags decodieren zu können. Dies ist möglich, da alle zu übertragenden Dateien im Ku-Mobil-Projekt komprimierte Archive sind, in denen Dateiname und Pfad der eigentlichen Inhalte gespeichert sind. Ein solches Archiv besteht aus einer Datei, meist ein Audiostück, sowie einer dazugehörigen XML-Beschreibungsdatei, welche die weiteren Informationen wie Interpret, Musikrichtung und Ähnliches enthält. Dies erlaubt eine größere Flexibilität und eine unabhängige Entwicklung der Rundfunkanwendung von den Übertragungsprotokollen.

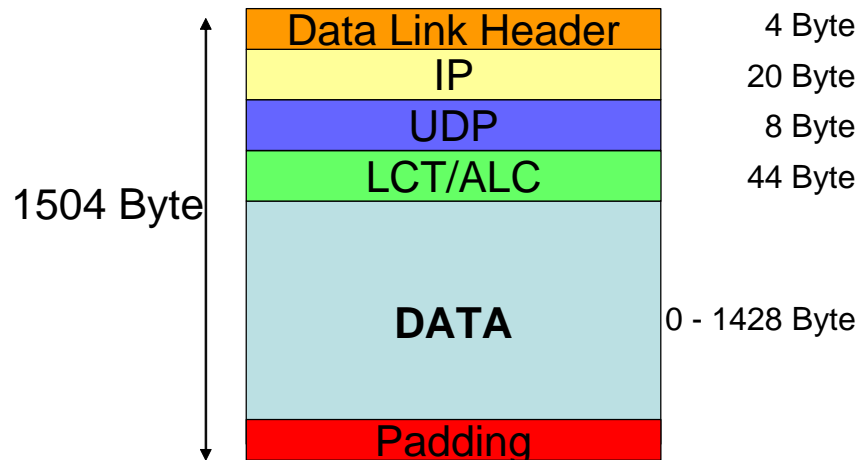


Abbildung 5.19: Aufbau des gesamten Ku-Mobil-Rahmens

Eine zweite Ergänzung besteht wie oben angedeutet im Einsatz eines expliziten Scheduling, in dem die einzelnen Übertragungen unabhängig voneinander angeordnet und mit individuellen Übertragungsdauern ausgespielt werden können. Dazu wird am Content-Playout-Center (CPC) ein Sendeplan generiert, bei dem jeder Dateitransfer zu einer vorgegebenen Zeit gestartet wird und jeweils eine fest vorgegebene mittlere Bitrate zugeteilt bekommt, wobei gleichzeitig die Gesamtdatenrate aller Transfers konstant bleibt. Der CPC sendet für jeden Dateitransfer einzelne UDP-Pakete im entsprechenden zeitlichen Abstand an eine gemeinsame IP-Adresse bzw. Portnummer, wo es zu einem Multiplex der unterschiedlichen Transfers kommt. Dies ermöglicht auch eine Parallelisierung von Dateiübertragungen, so dass die einzelne Ausstrahlung einer Datei zeitlich gestreckt werden kann, indem zum Beispiel immer  $p$  Übertragungen sich die Sendekapazität teilen. Eine exakte Beschreibung des zusammen mit SES ASTRA entwickelten Scheduling-Verfahrens findet sich in [RZ05].

Das endgültig über den Satelliten zu übertragene Paket hat dann die in Abbildung 5.19 dargestellte Gestalt. Zuerst kommt ein speziell für das Projekt entworfener, 4 Byte kurzer Data-Link-Header, welcher für zukünftige Erweiterungen gedacht ist und im vorliegenden Fall vor allem dafür sorgt, dass ein IP-Paket genau in einen Rahmen von 1504 Byte eingefügt wird. Es folgt der IP- und der UDP-Header. Abschließend ist der ALC/LCT-Header zu erkennen, gefolgt von der Nutzlast und Füllbits, für IP-Pakete, welche kleiner als 1500 Byte sind. Dabei müssen im Wesentlichen Füllbits nur für das jeweils letzte Paket einer Dateiübertragung sowie die FDT-Elemente eingefügt werden.

### 5.4.7 Zusammenfassung der Protokolle

Im vorhergehenden Abschnitt wurde das FLUTE-Protokoll sowie die von ihm verwendeten Protokolle der Transportschicht kurz vorgestellt.

FLUTE ist ein unidirektionales Übertragungsprotokoll für Dateien und basiert auf der Trennung und eigenständigen Übertragung von Inhalt und Name (Speicherort) der Datei.

Die eigentlichen Übertragungsmechanismen werden vom ALC-Protokoll bereitgestellt, welche mit Hilfe diverser Bausteine und Optionen eine robuste Übertragung von binären Objekten über eine UDP-Verbindung ermöglicht. Jedes ALC-Paket besitzt eine eindeutige Nummer (TOI), welche signalisiert zu welcher Dateiübertragung das Paket gehört, und zwei weitere Nummern (Source-Block-ID und Encoding-Symbol-ID), welche die Position des Paketes innerhalb der Übertragung beschreiben. Damit kann eine Übertragung über eine verbindungslose Vermittlungsschicht wie das Internet erfolgen.

Ferner ermöglicht das ALC-Protokoll zu signalisieren, welche Codierung und Codierrate verwendet wurde und welche Zahl als Startwert für die Generation von Pseudo-Zufallszahlen diene. Daher kann für jede Dateiübertragung individuell ein passendes Codierschema ausgewählt werden, je nach Größe der Datei und deren Bedeutung.

Abschließend wurden die Eigenschaften des UDP- und des IP-Headers angesprochen und dort insbesondere die Möglichkeit mit Hilfe von Prüfsummen den korrekten Empfang eines Paketes überprüfen zu können.

Im Folgenden werden nun die im System verwendeten Familien für den Transportcode kurz vorgestellt und auf ihre Besonderheiten eingegangen.

## 5.5 Codes für den Auslöschungskanal

Um im weiteren Verlauf eine Analyse unabhängig von der gewählten Codierung zu ermöglichen, wird hier eine Beschreibung eingeführt, welche ohne Einschränkung der Allgemeinheit verwendet werden kann, um wesentliche Codeeigenschaften ausdrücken zu können.

Dazu wird zusätzlich zu den Codeeigenschaften  $(k, n)$  noch ein dritter Parameter  $k_r$  eingeführt, welcher angibt, ab wie viel empfangenen Symbolen das Codewort mit mehr als einer gewissen Wahrscheinlichkeit rekonstruiert werden kann. Hierbei wird die Schwelle in Analogie zum normalen Konfidenzintervall so gewählt, dass 95% aller Codewörter decodiert sein sollen. An einzelnen, ausgewiesenen Stellen werden zusätzlich Ergebnisse für die 99-prozentige Wahrscheinlichkeit dargestellt, wie sie für die Übertragung sehr wichtiger Dateien von Interesse sind.

Als ein allgemein übliches Maß für die Verluste hat sich ferner in diesem Umfeld die relative Ineffizienz  $I_r = (k_r - k)/k$  durchgesetzt [Neu05]. Sie gibt den relativen Anteil der Pakete an, welcher zusätzlich zu der minimal erforderlichen Anzahl von  $k$  Paketen empfangen werden muss, bevor eine Decodierung mit der geforderten Wahrscheinlichkeit sichergestellt ist. Als zweites Mass wird noch die absolute Ineffizienz  $I_a = k_r/n - k/n = R_r - R$  verwendet, welche die Verschlechterung der nutzbaren Coderate  $R_r$  bezüglich der idealen Rate  $R$  ausdrückt.

Die unterschiedlichen Codierungsansätze für den Auslöschungskanal, wie er durch das Verwerfen fehlerhafter Pakete entsteht, können dann anhand ihrer Eigenschaft wie folgt klassifiziert werden:

1. Codierung mit konstanter Rate, gegebener Codewortlänge  $n$  und  $k_r = k$  (z.B. Reed-Solomon-Codes)
2. Codierung mit konstanter Rate, aber frei wählbarer Codewortlänge und nichtidealer Decodierungsleistung,  $k_r > k$  (z.B. zufällige LDPC-Codes)
3. Codierung mit unbestimmter Rate und Codewortlänge  $n_{pot} \rightarrow \infty$  und nichtidealer Decodierungsleistung,  $k_r > k$  (z.B. Digital-Fountain-Codes: LT oder Raptor).

In dieser Arbeit werden jeweils eine Codefamilie aus der ersten und aus der zweiten Klasse betrachtet. Als Vertreter der ersten Klasse werden Reed-Solomon-Codes verwendet. Die Codes der zweiten Klasse basieren auf einfachen Parity-Check-Gleichungen und sind unter dem Namen LDPC-Codes (Low-Density-Parity-Check-Codes) bekannt.

Auf die dritte Klasse, wie sie in [LMSS01a] und [LMSS01b] beschrieben wurde, soll erst im Zusammenhang mit Kapitel 8 näher eingegangen werden, da aufgrund der Patentsituation eine Verwendung innerhalb des Ku-Mobil-Projektes nicht möglich war. Die Eigenschaft eine Codierung unbestimmter Rate zu verwenden ist für ein reines Broadcast-System auch nicht unbedingt erforderlich, da das System bei der Ausstrahlung normalerweise weiß, welche Coderate es verwenden will. Bedeutsamer ist diese Eigenschaft für den interaktiven Fall, für den in Abschnitt 8.3 Abschätzungen für den Verlust hergeleitet werden, wenn statt idealer ratenloser Codes, Codes mit konstanter Rate verwendet werden.

Zuerst sollen nun kurz die Eigenschaften der Reed-Solomon-Codes im Kontext der Codierung für den Dateitransfer betrachtet werden, bevor dann im Abschnitt 5.5.2 die Codes der zweiten Gruppe vorgestellt und intensiver betrachtet werden.

### 5.5.1 Eigenschaften des Reed-Solomon-Codes

Dieser Abschnitt stellt die für die Transportcodierung relevanten Aspekte des RS-Codes (Reed-Solomon-Codes) vor. Eine deutschsprachige Beschreibung der Definitionen und Decodierungsalgorithmen dieser Codes findet sich in [Fri95] oder in [Bos98].

Es sei  $n$  die Codewortlänge und  $k$  die Länge des Informationswortes. Die Codesymbole sind Elemente des Galois-Feldes  $\text{GF}(p^l)$ , wobei  $p$  eine Primzahl und  $l$  eine natürliche Zahl sei.

Für die  $(n-k, n)$  Prüfmatrix  $H$  des RS-Codes gilt:

$$H = \begin{pmatrix} 1 & \alpha & \alpha^2 & \dots & \alpha^{(n-2)} & \alpha^{(n-1)} \\ 1 & \alpha^2 & \alpha^4 & \dots & \alpha^{(2n-3)} & \alpha^{2(n-1)} \\ 1 & \alpha^3 & \alpha^6 & \dots & \alpha^{(3n-4)} & \alpha^{3(n-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 1 & \alpha^{(k-n)} & \alpha^{2(k-n)} & \dots & \alpha^{(n-2)(k-n)} & \alpha^{(n-1)(k-n)} \end{pmatrix}.$$

Hierbei ist  $\alpha$  ein primitives Element bezüglich dem Galoisfeld  $\text{GF}(p^l)$ . Wegen der einfachen binären Darstellung wird normalerweise  $p = 2$  verwendet. Ferner wird auch gerne  $l = 8$  verwendet, wobei sich dann ein Codesymbol mit genau einem Byte darstellen lässt.

Neben der Fähigkeit der Fehlerdetektion und Fehlerkorrektur ist der Reed-Solomon-Code zur Korrektur von Auslöschungen sehr gut geeignet. Dies beruht auf der Tatsache, dass es sich um

einen MDS-Code (Maximum-Distance-Separable-Code) handelt. Aufgrund der MDS-Eigenschaft ist dieser Code für das vorgestellte System theoretisch optimal, da eine Decodierung eines systematischen RS-Codes mit  $m = n - k$  Redundanzsymbolen möglich ist, wenn für die Anzahl der Fehlersymbole  $t_F$  und der Auslöschungen  $e$  gilt:

$$m \geq 2 \cdot t_F + e . \quad (5.1)$$

Eine weitere Eigenschaft von RS-Codes ist, dass bei einem Symbolalphabet aus  $\text{GF}(2^l)$  die Länge eines Codewortes  $n = 2^l - 1$  ist. Zusätzlich ist eine systematische Encodierung der Information möglich.

Für den RS-Code existiert ein algebraischer Decodieralgorithmus, der eine Decodierung bis zu dieser Schranke sicherstellt. Dabei ist derjenige Teil des Decodieralgorithmus, welcher für die Korrektur der Auslöschungen nötig ist, ein Bestandteil des allgemeinen Fehlerkorrekturverfahrens. Dies ermöglicht eine gleichzeitige Fehler- und Auslöschungskorrektur [Bla83], welche hier aber nicht weiter benötigt wurde. Im Falle einer reinen Decodierung von Auslöschungen sind die Fehlerstellen bekannt, so dass der Berlekamp-Massey-Algorithmus zur Berechnung der Schlüsselgleichung nicht mehr benötigt wird.

Die Komplexität steigt dabei mit der Länge des Informationswortes  $k$  an. Bei systematischer Encodierung eines RS-Codes mit Hilfe der zugehörigen inversen Vandermonde-Matrix  $(k, k)$  [LRPP06] wächst die Komplexität des Encoders mit  $O(k/(n-k)) \log^2(k) + \log(k)$  pro generiertem Paritätsymbol. Für die Decodierung kann die Komplexität zu  $O(k \log^2 k)$  abgeschätzt werden. Decodierverfahren mit einem geringeren Anstieg der Komplexität, knapp oberhalb von  $o(n \log n)$ , sind möglich, besitzen jedoch eine sehr hohe Grundkomplexität aufgrund der Verwendung mehrerer schneller Fouriertransformationen, siehe [Bla83] Kapitel 11.8.

Wie in Abschnitt 5.3.3 eingeführt, kann für die Protokollschichten ab der Vermittlungsschicht der Übertragungskanal als Auslöschungskanal für Pakete beschrieben werden. Die zu schützende Einheit ist die Datei, welche sich aus einzelnen Paketen zusammensetzt.

Eine geeignete Codierung soll ausgelöschte Pakete rekonstruieren. Im Falle des Reed-Solomon Codes kann ein Paket als ein Codesymbol aufgefasst werden. Dies würde jedoch Berechnungen in einem Galoisfeld von  $\text{GF}(2^{\text{Paketlänge in bit}})$  erforderlich machen. Daher werden nun kurz die Methoden umrissen, welche verwendet werden, um die Komplexität zu verringern.

### Parallelisierung der Codierung für den Inhalt der Pakete

Da in der Internetschicht immer ganze Pakete verloren gehen, kann man die Komplexität zuerst einmal verringern, indem die Paketinhalte parallelisiert werden. Es wird nicht mehr das gesamte Paket als ein Symbol betrachtet, sondern man verknüpft beispielsweise für das  $\text{GF}(2^8)$  jeweils das erste Byte des ersten Paketes mit den jeweiligen ersten Bytes der folgenden Pakete. Dasselbe wird für das 2. Byte, 3. Byte bzw.  $n$ -te Byte durchgeführt (siehe Abbildung 5.20).

Bei einem Paketverlust geht in jedem der parallelen Codewörter jeweils ein Codesymbol (Byte) an der gleichen Stelle verloren. Es gilt also weiterhin, dass beim Erhalt von  $k$  beliebigen Paketen die Datei immer noch decodiert werden kann.

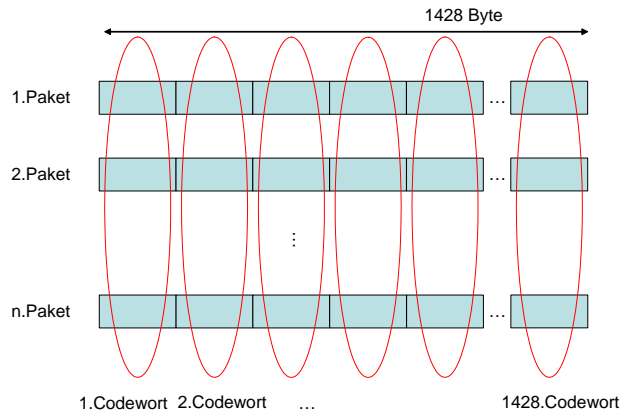
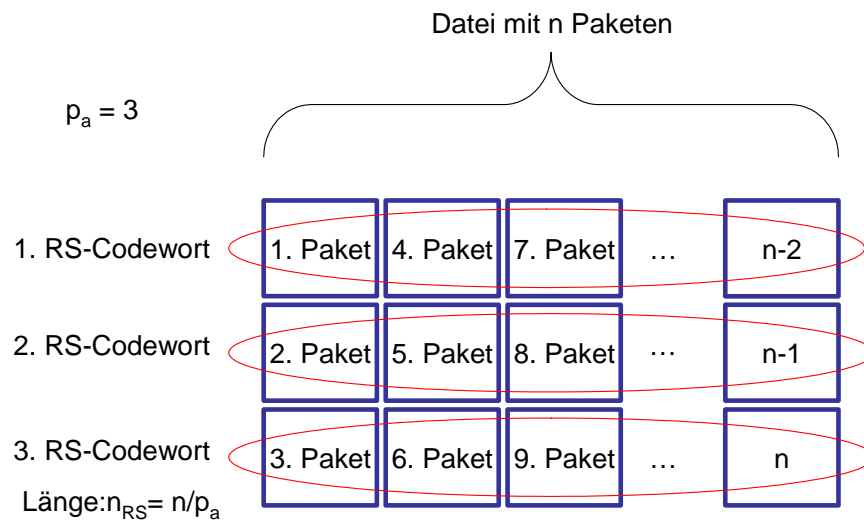


Abbildung 5.20: Parallelisierung der Codewörter für die einzelnen Bytes der Pakete

Abbildung 5.21: Segmentierung großer Dateien, in  $p_a = 3$  einzelne Codewörter

Das Verfahren ist weiterhin optimal, die Komplexität wächst linear mit der Paketlänge und man kann die Codierungseigenschaften immer noch so beschreiben, als ob ein Paket einem Codesymbol entspräche.

### Segmentierung einer Datei für die Codierung

Nun soll die zweite Methode, der Segmentierung einer Datei in verschiedene Codewörter, vorgestellt werden, welche verwendet wird um die Komplexität weiter zu reduzieren.

Wie bereits erwähnt ist die Anzahl der mit Hilfe des RS-Codes verknüpfbaren Pakete durch die Größe des Galois-Feldes begrenzt. Um Dateien, welche eine größere Anzahl an Paketen besitzen, dennoch encodieren zu können, wird eine zweite Technik angewandt. Bei dieser werden die Pakete der Datei in  $p_a$  möglichst gleichgroße Segmente unterteilt. Jedes Segment wird durch ein eigenes RS-Codewort geschützt (siehe Abbildung 5.21), so dass die Pakete der Datei insgesamt durch  $p_a$  unabhängige RS-Codewörter geschützt werden.

Die einzelnen RS-Codewörter bilden zusammen eine Gesamtcodierung bezüglich der Datei, wobei die Komplexität linear mit  $p_a$  zunimmt. In Abbildung 5.22 ist dargestellt, wie die Technik der

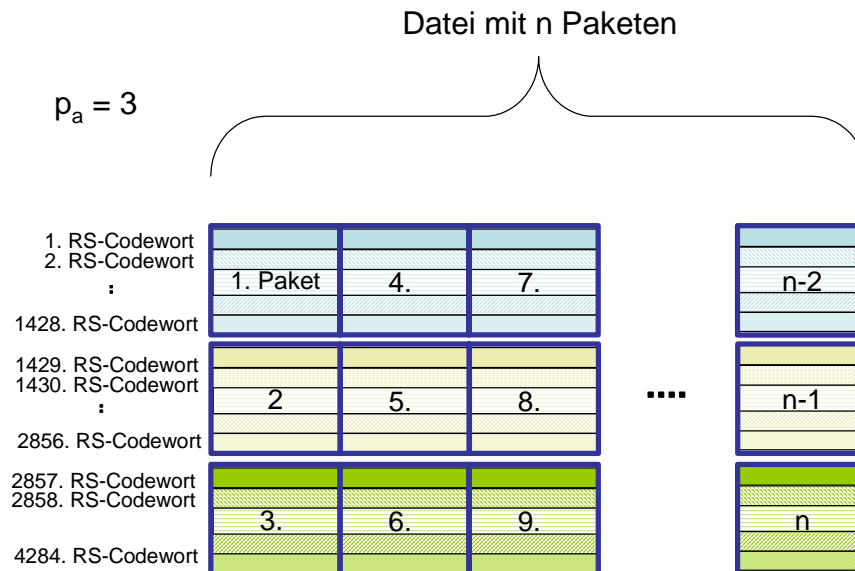


Abbildung 5.22: Beispiel für die kombinierte Technik von Parallelisierung von Inhalt und Segmentierung der Datei

Parallelisierung des Inhalts der Pakete und die Parallelisierung der Codierung innerhalb einer Datei kombiniert aussieht. Wie bereits erwähnt ist die Parallelisierung der Paketinhalte ohne Einfluss auf die Codeeigenschaften im PEC (Packet Erasure Channel). Dies ist jedoch nicht der Fall bei der Segmentierung der Datei. Eine Datei ist nur dann decodiert, wenn alle ihre  $p_a$  RS-Codewörter decodiert werden konnten.

Aufgrund dieser Tatsache ist dieser Gesamtcode nicht mehr optimal. Wenn  $k$  Pakete empfangen werden, kann die Datei nur dann decodiert werden, wenn für jedes der  $p_a$  RS-Codewort genau  $k_{RS} = k/p_a$  Pakete vorhanden sind. Dies ist im Allgemeinen jedoch sehr unwahrscheinlich, da es viel wahrscheinlicher ist, dass für manche RS-Codewörter mehr als  $k/p_a$  Pakete ankommen und für andere entsprechend weniger. Um eine gewisse Decodierwahrscheinlichkeit zu gewährleisten, müssen im Mittel stattdessen  $k_r$  Pakete empfangen werden.

Eine Abschätzung für die daraus abgeleitete relative Ineffizienz  $I_r = (k_r - k)/k$ , entsprechend der Definition in Abschnitt 5.5, soll hier vorgestellt werden.

Ein RS-Codewort bestehe aus  $n_{RS} = n/p_a$  Paketen. Insgesamt werden nun  $j$  Pakete empfangen. Dies bedeutet, dass aus den  $n$  Paketen der Datei  $j$  Pakete gezogen und auf  $p_a$  Codewörter verteilt werden. Es sei  $p_a$  so groß, dass die einzelnen RS-Codewörter als unabhängig betrachtet werden können.

Die Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket für ein bestimmtes RS-Codewort empfangen wird, kann dann durch  $j/n$  angenähert werden. Die Wahrscheinlichkeit, dass ein zu einem RS-Codewort gehöriges Paket nicht empfangen wird, ist dann  $p_e = 1 - j/n$ .

Die Anzahl der empfangenen Pakete eines Codewortes sei  $E$ . Man kann dies als Bernoulli-Experiment beschreiben, bei dem die Wahrscheinlichkeit für das Auftreten von  $i$  Paketen der Binomialverteilung folgt.

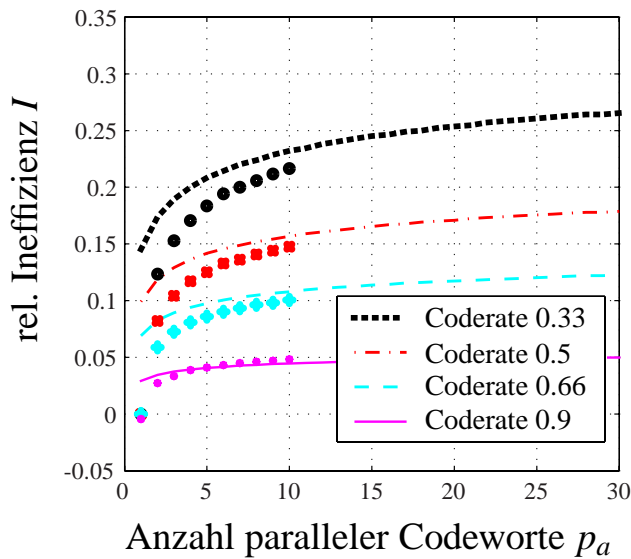


Abbildung 5.23: Ineffizienz des RS-Codes für  $P\{\text{Datei decodiert}\} = 0,95$ ,  $n = 255$  und verschiedenen Coderaten, verglichen mit Simulationsergebnissen (Punkte) bis  $p_a = 10$

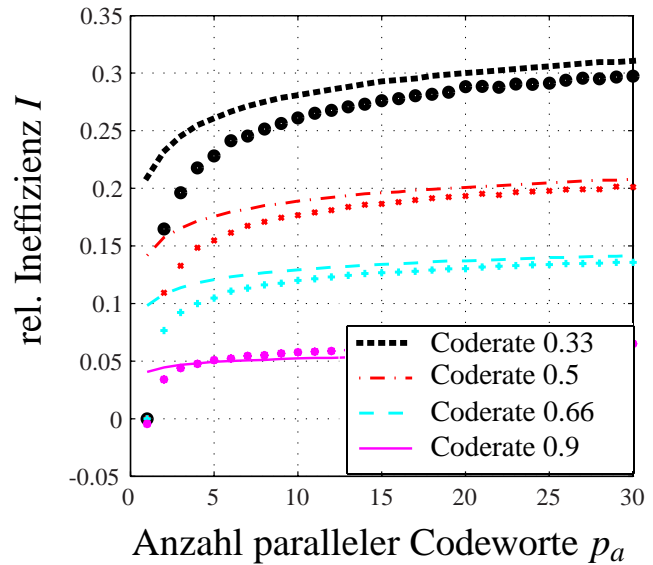


Abbildung 5.24: Ineffizienz des RS-Codes für  $P\{\text{Datei decodiert}\} = 0,99$ ,  $n = 255$  und verschiedenen Coderaten, verglichen mit Simulationsergebnissen (Punkte) bis  $p_a = 30$

Die Wahrscheinlichkeit, dass ein RS-Codewort weniger als  $k_{RS}$  Pakete empfängt, ist dann:

$$P\{E < k_{RS} \mid k_r\} = \sum_{i=0}^{(k_{RS}-1)} \binom{i}{n_{RS}} \left(\frac{k_r}{n}\right)^i \left(1 - \frac{k_r}{n}\right)^{n_{RS}-i}. \quad (5.2)$$

Die Datei ist nur dann decodiert, wenn alle  $p_a$  RS-Codeworte decodiert werden können. Es gilt:

$$P\{\text{Datei decodiert}\} = (1 - P\{E < k_{RS}\})^{p_a}. \quad (5.3)$$

Der kleinste Wert von  $j$  für den die Gleichung mit mehr als 95-prozentiger Wahrscheinlichkeit erfüllt ist, ergibt den Wert  $k_r$ . Damit kann dann die relative Ineffizienz  $I_r = (k_r - k)/k$  berechnet werden.

In Abbildung 5.23 ist das Ergebnis der Abschätzung für eine Codewortgröße  $n = 255$  und eine Decodierwahrscheinlichkeit von 95% über die Anzahl der parallel eingesetzten Codewörter aufgetragen. Ein Vergleich mit den Ergebnissen von einfachen Simulationen sowohl für diesen Fall, als auch für eine Decodierwahrscheinlichkeit von 99% in Abbildung 5.24 ergibt eine gute Übereinstimmung, insbesondere für nicht zu kleine  $p_a$  und große Coderaten. Sie stimmen auch gut mit den Ergebnissen aus [RN04] überein, in dem die Ineffizienz des RS-Codes für eine Vielzahl von Parametern vermessen wurde.

Anhand der beiden Abbildungen erkennt man die zunehmende Ineffizienz für kleine Coderaten und zunehmende Anzahl von Parallelisierungen. Für einen kleinen Parallelisierungsfaktor von  $p_a = 2 - 3$  kann die Methode noch als effizient gelten, bei größeren Dateien und niedrigen Coderaten erhöht sich die Ineffizienz jedoch. Im vorgestellten System wird die RS-Codierung für Dateien mit weniger als 450 Paketen verwendet. Für  $n = 255$  und  $p_a < 4$  ist die maximale relative Ineffizienz dann nur knapp über 10%, selbst für die Coderate  $R = 1/2$ . Für kurze Dateien ist die Reed-Solomon-Codierung für das System gut geeignet.

Andererseits kann man hieraus auch folgern, dass für die Encodierung von großen Dateien eine zusätzliche Codefamilie notwendig ist, besonders bei niedrigen Coderaten.

### 5.5.2 Low-Density-Parity-Check-Codes (LDPC-Codes)

Ein alternativer Ansatz ist die Verwendung von Codierverfahren, welche sich besonders für lange Dateien eignen. Für die vorgestellte Anwendung ist der unter dem Namen LDPC bekannte Codieransatz von besonderem Interesse. Diese von Gallager in seiner Doktorarbeit entwickelten Codes [Gal62] sind nicht optimal im Sinne des MDS-Kriteriums, ermöglichen aber die En- und Decodierung von sehr großen Dateien. Hard-Decision-Implementierungen auf einem Pentium mit 3 GHz Taktfrequenz erreichen Decodierungsraten von mehreren 100 Mbit/s bei Dateigrößen von über 10 MByte [RN03] und sind dabei mehr als 10 mal schneller als Reed-Solomon-Codes, bei denen die Datei segmentiert wird und jeweils  $n = 256$  Pakete ein Codewort ergeben [Neu05].

Das Prinzip der LDPC-Codes basiert auf der Verkettung einer großen Anzahl von Parity-Check-Gleichungen. Dabei tritt jedes Codesymbol nur in einer geringen Anzahl von Gleichungen, meist zwischen 2 und 10, auf. Die Gesamtzahl aller Gleichungen  $m = n - k$  kann auch wie folgt geschrieben werden:

$$m = k \cdot \left( \frac{1}{R} - 1 \right) . \quad (5.4)$$

Da man oft sehr große Informationswörter mit Längen  $k > 10.000$  verwendet, sind dies selbst bei kleinen Raten oft weit mehr als 1.000 Gleichungen.

LDPC-Codes sind ein schönes Beispiel für die von Shannon gezeigte Eigenschaft, dass das Ensemble der zufällig erzeugten Codes die Kapazitätsschranke erreicht, wenn nur ihre Codewortlänge gegen unendlich geht. LDPC-Codes sind insbesondere für große Codewörter ( $> 10.000$  Bits [DDP98]) interessant, wo sie sich etwa genauso effizient der Shannongrenze nähern wie Turbo-Codes. Ihr Vorteil liegt vor allem in der Einfachheit ihrer Grundoperation (der Parity-Check-Gleichung).

Im Weiteren sollen nur die hier notwendigen Eigenschaften bezüglich der harten Decodierung im Auslöschungskanal betrachtet werden. Eine umfassende Darstellung der Eigenschaften von LDPC-Codes für den AWGN-Kanal findet sich beispielsweise in [Mac03].

#### Struktur des LDPC-Codes

LDPC-Codes lassen sich wie jeder Blockcode in Matrixschreibweise darstellen. Für die  $(m, n)$  Parity-Check-Matrix  $H$  und den Codewortvektor  $x$  der Länge  $n$  gilt:

$$H \cdot x = 0 . \quad (5.5)$$

Aufgrund der kleineren Komplexität wird im hier betrachteten Umfeld immer von einer Arithmetik bezüglich dem Galoisfeld  $GF(2)$  ausgegangen.

Die Verknüpfung der verschiedenen Symbole eines Codewortes kann auch mit Hilfe eines bipartiten Graphen, des so genannten Tannergraphen, dargestellt werden. Bezeichnend für einen bipartiten Graphen ist, dass der Graph sich in zwei disjunkte Knotenmengen teilen lässt, wobei niemals Knoten der gleichen Menge direkt miteinander verbunden sind.



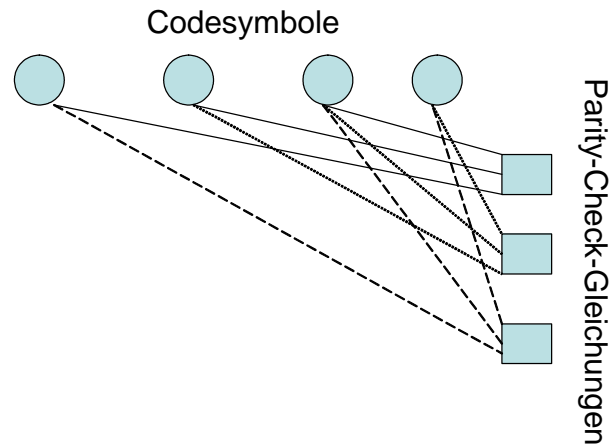
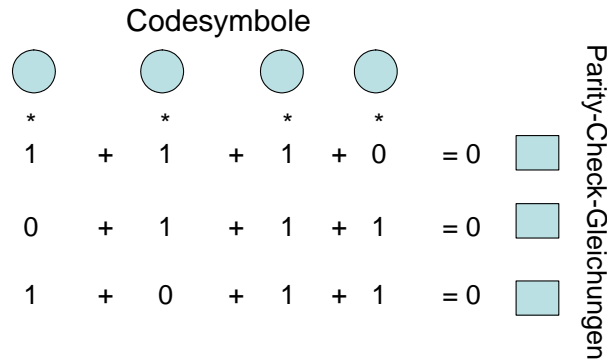


Abbildung 5.25: Symbolische Darstellung einer Parity-Check-Matrix

Abbildung 5.26: Beispiel für den dazugehörigen Tannergraphen

Die Variablen der Codesymbole (V-Knoten) bilden die erste Knotenmenge und die Parity-Check-Verknüpfungen (Gleichungen) bilden die zweite Menge (P-Knoten). Wenn ein Codesymbol Teil einer Parity-Check-Gleichung ist, existiert eine Verbindung zwischen den beiden Elementen (siehe Abbildung 5.26).

### Decodierverfahren im Auslöschungskanal

Wenn Codesymbole ausgelöscht wurden, kann ein einfaches iteratives Decodierverfahren verwendet werden, bei dem nach einer Gleichung mit genau einem unbekanntem Codesymbol gesucht wird. Die Gleichung wird um das passende Codesymbol ergänzt. Dann wird erneut eine Suche nach einer Gleichung mit nur einem unbekanntem Codesymbol begonnen, bis alle Codesymbole rekonstruiert wurden, oder keine Gleichung mit nur einer Unbekannten existiert.

Dieses iterative Verfahren ist ein Sonderfall des Message-Passing- bzw. Believe-Propagation-Algorithmus, welcher auch auf andere Übertragungskanäle, wie beispielsweise dem AWGN-Kanal, angewandt werden kann. Nur die Sichtweise dieses Algorithmus ist etwas anders als bei der einfachen iterativen Erklärung, bei der immer eine Gleichung nach der anderen gelöst wird. Beim Believe-Propagation-Ansatz wird eine Kante als Informationspfad gesehen und es werden damit Informationen immer von einer Knotenmenge zur anderen Knotenmenge ausgetauscht. Man kann sich dies so vorstellen, dass zuerst alle V-Knoten ihre Informationen zu den P-Knoten schicken. Diese verarbeiten die Information und schicken dann ihr neues Wissen zu den V-Knoten zurück, welche diese Informationen dann ihrerseits verarbeiten.

Im Falle des Auslöschungskanals reduziert sich die Verarbeitung auf die Feststellung, ob genügend Elemente existieren, um die Gleichung am P-Knoten zu lösen. Wenn dies wahr ist, kann die korrekte Lösung an die V-Knoten zurückgeschickt werden. Diese Sichtweise wird im weiteren Verlauf für die Motivation einiger Schranken für die Leistungsfähigkeit der LDPC-Codes verwendet.

Allgemein kann gezeigt werden, dass die iterative Decodiermethode für Codes ideal ist, bei denen der Graph einen Baum aufspannt (siehe z.B. [RU05]).

Bei einer Baumstruktur ist kein Knoten mit sich selbst verbunden (siehe Abbildung 5.27). Für die Decodierung existieren nur explizite Abhängigkeiten durch die Verknüpfung mit Nachbarn. Im

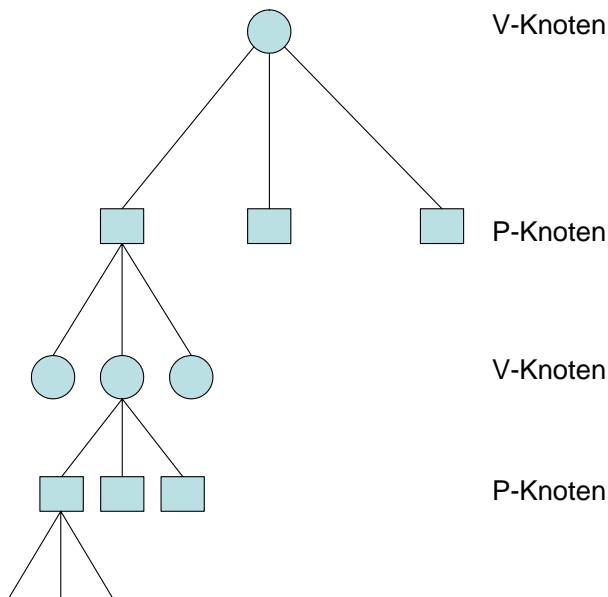


Abbildung 5.27: Beispiel für eine Baumstruktur eines Tannergraphen

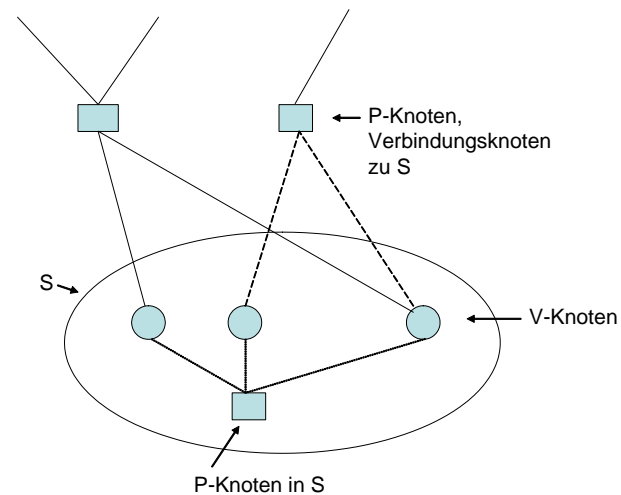


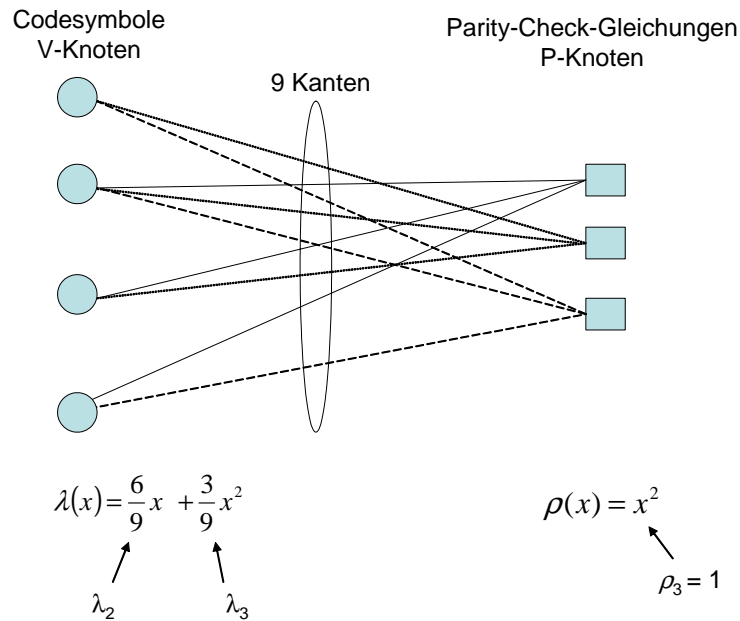
Abbildung 5.28: Beispiel für ein Stopping-Set

Gegensatz dazu sind Knoten bei Codes mit einer hohen Dichte von Verknüpfungen pro Element mit großer Wahrscheinlichkeit über andere V- und P-Knoten mit sich selber verbunden. Die dadurch beschriebenen impliziten Abhängigkeiten können durch das iterative Verfahren nicht aufgelöst werden. Beispielsweise kann das in Abbildung 5.25 dargestellte Codewort eindeutig bestimmt werden, wenn nur das erste Element bekannt ist. Dies ist aber nur dadurch erkennbar, indem man die zugehörigen Codeworte ('0 0 0 0' und '1 1 0 1') bestimmt. Wie man aus der Abbildung 5.25 erkennen kann, existiert in diesem Fall jedoch keine Gleichung mit nur einer Unbekannten, so dass das iterative Verfahren diese Lösung nicht findet.

Implizite Abhängigkeiten werden durch Schleifen im Graphen ausgelöst, bei denen ein Pfad im Graph eine Parity-Check-Gleichung über mehrere Stationen mit sich selber verbindet. Je mehr dieser Pfade existieren und je kürzer diese Pfade sind, desto größer ist der Verlust des iterativen Verfahrens gegenüber einem idealen Decoder. Man kann aber zeigen, dass sich mit steigender Codewortgröße ein LDPC-Code aber einer Baumstruktur annähert [RU05].

Ein im Auslöschungskanal besonders unangenehmes Problem, welches sich aufgrund von Schleifen im Graphen ergibt, ist das sogenannte Stopping-Set. Ein Stopping-Set ist eine Untermenge  $S$  von V-Knoten, welche mit allen anderen V-Knoten nur über P-Knoten verbunden sind, welche zwei oder mehr Verbindungen zur Menge  $S$  besitzen. Wenn alle Codesymbole der V-Knoten der Untermenge  $S$  unbekannt sind, findet der iterative Decoder niemals eine Lösung, da in jeder Gleichung, welche die anderen Variablen mit der Untermenge verbindet, mindestens 2 Elemente fehlen (siehe Abbildung 5.28). Im vorgestellten Codebeispiel in Abbildung 5.26 bilden die rechten Elemente gemeinsam bezüglich des ersten Elements eine solche Untermenge. Mit wachsender Größe der Untermenge  $S$  nimmt die Wahrscheinlichkeit ab, dass keines seiner Elemente bekannt ist, und damit wird auch der Einfluss von  $S$  auf die Decodierleistung geringer.

Dennoch besitzen Ensembles von unterschiedlich großen LDPC-Codes ähnliche Eigenschaften, solange sie gleichartige Strukturen besitzen. Zur Beschreibung eines Ensembles von LDPC-Codes mit unterschiedlichen absoluten Zahlen von Knoten dient der relative Anteil an Kanten, welche zu

Abbildung 5.29: Verteilung  $\lambda(x)$  und  $\rho(x)$  des Tannergraphen

einem Knoten mit der gleichen Anzahl von Kanten führen.

Der Anteil der Kanten, welche zu einem V-Knoten mit  $i$  Kanten (Ordnung  $i$ ) führen, sei  $\lambda_i$ . Dies ist gleichbedeutend mit der Wahrscheinlichkeit, dass eine zufällig herausgegriffene Kante zu einem V-Knoten mit  $i$  Kanten führt. Die Verteilung der Ordnungen der Kanten (Degree-Distribution) wird mit Hilfe des Polynoms  $\lambda(x)$  dargestellt:

$$\lambda(x) = \sum_i \lambda_i \cdot x^{i-1}, \quad (5.6)$$

wobei bei LDPC-Codes immer  $\lambda_1 = 0$  ist und es gilt:

$$\lambda(1) = 1. \quad (5.7)$$

Für die P-Knoten ist entsprechend  $\rho_i$  der Anteil der Kanten zu P-Knoten, welche genau  $i$  Verbindungen besitzen:

$$\rho(x) = \sum_i \rho_i \cdot x^{(i-1)}, \quad (5.8)$$

wobei wiederum  $\rho_1 = 0$  und  $\rho(1) = 1$  gilt. In [Abbildung 5.29](#) ist dies an einem Beispiel dargestellt.

Eine Abschätzung der Leistungsfähigkeit von Ensembles von LDPC-Codes im Auslöschungskanal kann mit Hilfe einer vereinfachten Form der Density-Evolution-Methode gewonnen werden, [\[RU05\]](#) S.82ff, bei der für ein bestimmtes Codeensemble mit unendlich langen Codewörtern die Entwicklung der Dichte der fehlenden Verbindungen zwischen V- und P-Knoten von Iterationsschritt zu Iterationsschritt berechnet werden kann. Es wird hier von der Tatsache Gebrauch gemacht, dass für große LDPC-Codes der Tannergraph sich einer Baumstruktur annähert.

Der Anteil der vom Kanal ausgelöschten Symbole sei  $\varepsilon$  und der Anteil Kanten, welche mit einem unbekanntem Symbol verbunden sind, sei  $P_U(\text{Kanten}) = x_l$ . Dann gilt für den nächsten Schritt, nachdem alle Gleichungen mit nur einer Unbekannten gelöst und die Ergebnisse wieder in die Gleichung eingesetzt wurden [\[RU05\]](#), S.82ff:

$$x_{l+1} = \varepsilon \cdot \lambda(1 - \rho(1 - x_l)). \quad (5.9)$$

Die Gleichung kann man folgendermaßen interpretieren:

- Wenn  $x$  der Anteil der Kanten sei, über die keine Information vorhanden ist, stellt  $\rho(1-x)$  die mittlere Wahrscheinlichkeit dar, dass nach der Verarbeitung der P-Knoten eine Aussage über eine Kante gemacht werden kann, da sie mit  $i-1$  anderen bekannten Kanten verbunden ist.
- Wenn  $y$  der Anteil der Kanten sei, über die Information vorhanden ist, stellt  $\lambda(1-y)$  die Wahrscheinlichkeit dar, dass für ein V-Knoten keine Kante existiert, welche Information liefern könnte.
- Der Anteil an Kanten, welcher nach dem Iterationsschritt unbekannt ist, ergibt sich aus dem Anteil der ausgelöschten Symbole multipliziert mit der Wahrscheinlichkeit, dass sie nicht rekonstruiert werden konnten.

Eine Decodierung ist möglich, wenn im Bereich  $[0, \varepsilon]$  durchgehend  $x_{l+1} < x_l$  gilt. Man kann die Grenze für die Decodierfähigkeit eines Codeensembles bestimmen, indem man dasjenige  $\varepsilon_S$  sucht, für das im Intervall  $(0,1]$   $x_{l+1} = x_l$  ist. Es gilt dann:

$$\varepsilon(x) = x/\lambda(1-\rho(1-x)) . \quad (5.10)$$

In [RU05], S.82ff, wird gezeigt, dass, wenn ein  $\varepsilon'$  existiert, für welches Gleichung (5.9) zu 0 konvergiert, die Gleichung auch für alle  $\varepsilon \leq \varepsilon'$  zu 0 konvergiert. Es sei  $x = \varepsilon_S$  der maximale Wert, für welchen die Gleichung gegen Null konvergiert. Aufgrund der vorherigen Tatsache ist damit auch links von diesem Punkt eine Konvergenz des Codeensembles gesichert und  $\varepsilon_S$  kann als maximal tolerierbare Ausfallrate im BEC (Binary Erasure Channel) gedeutet werden.

### DVB-S2-LDPC-Codes

Das Ziel dieser Arbeit war einen flexiblen Code zu verwenden, der ein großes Spektrum von Coderaten ermöglicht, ohne jedoch die von Digital-Fountain gehaltenen Patente (z.B. [Lub01], [LSS<sup>+</sup>00a] oder [LSS<sup>+</sup>00b]), zu verletzen. Dies bedeutet insbesondere keine Verteilungen zu verwenden, welche in Abhängigkeit von Parametern, wie Coderate oder Dateilänge, jeweils neu berechnet werden.

Als Grundlage wurde daher eine bezüglich  $\rho(x)$  reguläre Code-Familie gesucht, für die es ein großes Spektrum an Raten gibt. Idealerweise sollte es sich um eine Familie handeln, bei der es eine klare Lage bezüglich der allgemeinen Patentsituation gibt. Der DVB-S2-Standard [ETS04a] spezifiziert eine solche LDPC-Familie für den AWGN-Kanal. Er basiert auf einem modernen Ansatz, welcher eine relative einfache Implementierung in Hardware zulässt. Zusammen mit der langen Codewortgröße, im Standard entweder 16200 oder 64800 Bits, ermöglicht er einen zusätzlichen Codierungsgewinn von nahezu 2 dB gegenüber dem bisherigen DVB-S-Standard. Es soll nun untersucht werden, inwiefern er auch für den Auslöschungskanal geeignet ist.

Der verwendete LDPC-Code basiert auf einer zweigeteilten Paritätsmatrix, bei der die erste Hälfte  $H_1$  zufallsgesteuert besetzt wird und die zweite quadratische Hälfte  $H_2$  einer Treppenstruktur folgt, bei der nur die Hauptdiagonale und die erste untere Neben-Diagonale besetzt wird:

$$H = [H_1 | H_2] .$$

$$H_2 = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 & \cdots & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & \cdots & 0 & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & \cdots & 1 & 1 \end{pmatrix}.$$

Hierbei korrespondiert der Abschnitt  $H_1$  mit den systematischen Informationsbits und der strukturierte Abschnitt  $H_2$  mit den Redundanzbits. Wenn man dem Verlauf der 1-Elemente in  $H_2$  folgt, kann man mit etwas Phantasie die namensgebende Treppenstruktur erkennen. Die davon abgeleiteten Codes sind außer unter dem englischen Namen Staircase-Code auch als Extended-Irregular-Repeat-Accumulate-Code bekannt.

Der Vorteil dieser Matrix-Struktur ist zum Ersten ihre einfache Encodierung. Wenn sie zeilenbasiert erfolgt, kann aufgrund der Elemente der vorhergehenden Zeile jeweils die folgende Zeile direkt aus der Paritätsmatrix  $H$  berechnet werden. Die Encodierungskomplexität steigt nur linear mit der Zeilenzahl der Matrix an. Zum Zweiten ist es ein systematischer Code. Als Drittes konnte gezeigt werden, dass man mit dieser Struktur einfache Codes entwerfen kann, welche die Kapazität für den Fall unendlich langer Blöcke erreichen können [JKM00], auch wenn diese Verteilungen aufgrund der Patentsituation hier nicht direkt anwendbar sind.

Die DVB-S2-Codes besitzen genau diese vorgestellte Struktur bezüglich  $H$  und gehören damit zu dieser Familie von Codes, genauer zu der Familie der einfachen Irregular-Repeat-Accumulate-Codes bzw. der Staircase-Codes mit  $\rho(x) = 1,0x^l$ , sprich einer Matrix  $H$  mit dem konstantem Zeilengewicht  $w_r = l + 1$ .

Die DVB-S2-Codfamilie ist so aufgebaut, dass die Koeffizienten von  $\lambda(x)$  für genau 3 Elemente ungleich null sind:  $\lambda_2$ ,  $\lambda_3$  und  $\lambda_n$ , wobei  $n$  ein freier Parameter ist, welcher mit der Coderate variiert. Dagegen ist für  $\rho$  genau ein Koeffizient größer als Null (genauer gleich 1), wobei die Position abhängig von der Coderate ist (siehe die Tabellen 5.1, 5.2 und 5.3).

Der für Soft-Decodierung entworfene DVB-S2-Code erzeugt dabei auch den zufälligen Teil  $H_1$  zyklisch aus Grundmustern, welche in Tabellen vorgegebenen sind. Ein solches quasi-zyklisches Muster vereinfacht die Implementierung des Decoders in Hardware. Die Muster sind jedoch nur für bestimmte Codewortlängen definiert und im Allgemeinen der zufälligen Erzeugungsweise leicht unterlegen. Daher wurde für die hier verwendete Implementierung ein rein zufallsgesteuertes Muster für  $H_1$  benutzt. Sender und Empfänger erzeugen aufgrund des gleichen Startwertes für die Zufallszahlen die gleiche Matrix, welche die Verteilung von  $\lambda$  und  $\rho$  möglichst gut respektieren.

Der Zufallsteil  $H_1$  der Matrix wird mit dem in den Abbildungen 5.30 und 5.31 dargestellten Algorithmus berechnet, welcher die Bedingung der Verteilung von  $\lambda$  und  $\rho$  mit nur geringen Abweichungen sicherstellt. Er ermöglicht Matrizen beliebiger Länge mit diesen Verteilungen zu entwerfen sowie die Verteilung als Näherung zu verwenden, wenn leicht abweichende Coderaten verwendet werden. Um auch beliebige Coderaten erzeugen zu können, welche nicht in den Tabellen vorhanden sind, wird als Ausgangsverteilung diejenige für die nächstgelegene Coderate verwendet. Da die wirkliche Coderaten etwas höher oder niedriger ist, sind für die Treppenstruktur mehr oder weniger Spaltenelemente der Ordnung 2 notwendig. Dies führt dann zu einer Erhöhung bezie-

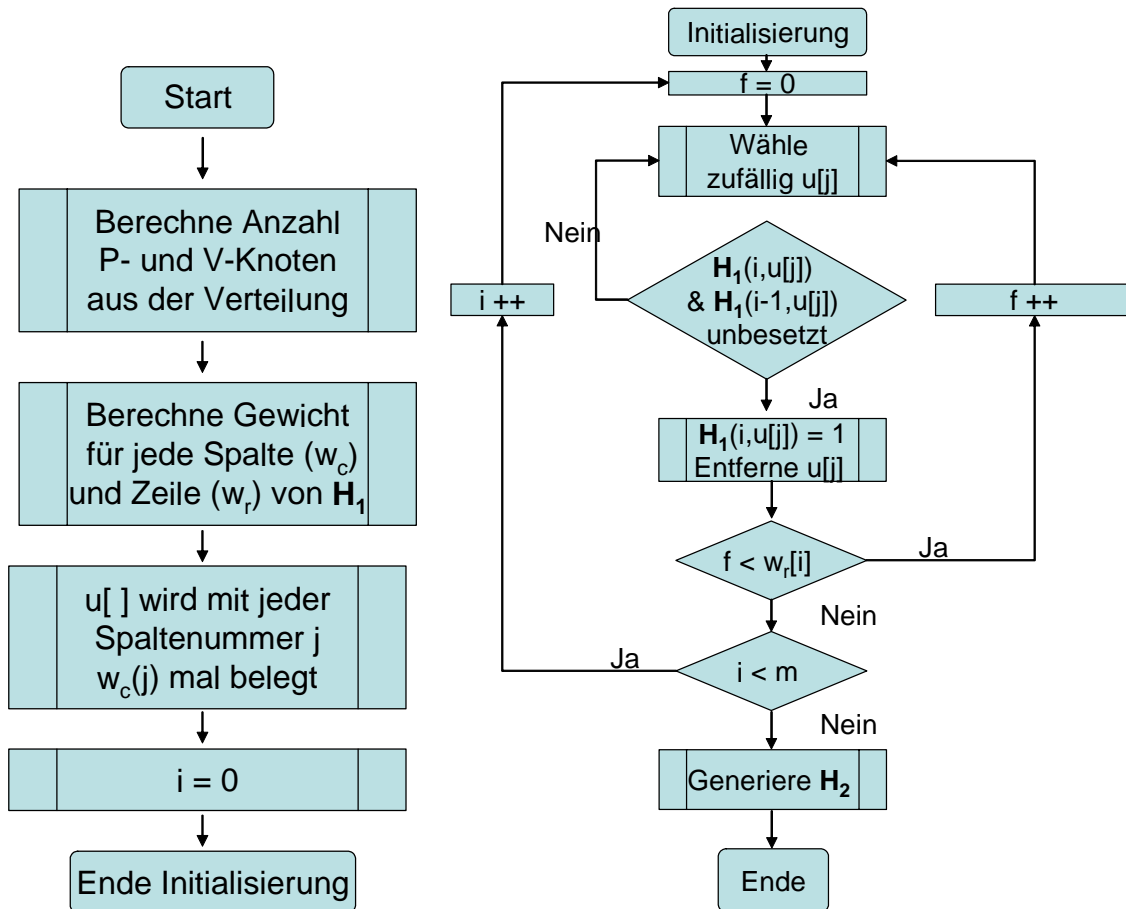


Abbildung 5.30: Initialisierung für die Generierung der H-Matrix

Abbildung 5.31: Algorithmus zur Generierung der H-Matrix

ungsweise Reduzierung des Anteils der Elemente der Ordnung 3, was in der Initialisierungsroutine berücksichtigt wird.

Es sei darauf hingewiesen, dass der Algorithmus vermeidet, dass ein Teil der Treppenstruktur in der Matrix  $H_1$  wiederholt wird. Ein solcher Ansatz reduziert aber nur bedingt die Anzahl der Stopping-Sets, so dass es mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit, typischerweise im Bereich von weniger als 0,1% der Matrizen, zu Problemen bei der Decodierung kommen kann. Für den gegebenen Anwendungsfall sind jedoch Restwortfehlerraten im Subprozentbereich ohne Auswirkungen auf die Gesamtleistung, da das System ohnehin mit Übertragungsfehlern der Wörter beziehungsweise der Dateien im Bereich von einigen Prozent rechnet.

Für die Anwendbarkeit dieser Codefamilie stellt sich als Erstes die Frage, inwiefern die gewählte DVB-S2-Codefamilie sich auch für den Einsatz im Auslöschungskanal (BEC) eignet. Eine Untersuchung kann anhand von den im vorherigen Abschnitt berechneten Schranken dieser Verteilungen erfolgen. Jedoch kann man für die beschriebene Treppenstruktur die im vorherigen Abschnitt hergeleitete Schranke um einen Ausdruck speziell für diese Struktur verfeinern, indem die verschiedenen Wahrscheinlichkeiten jeweils für Redundanzbits (Redundanz-Knoten) und Informationsbits (Info-Knoten) getrennt betrachtet werden.

Es sei  $P_E(X \rightarrow Y)$  die Wahrscheinlichkeit nichts über einen  $Y$ -Knoten zu wissen und dabei von der im vorherigen Schritt bekannten Wahrscheinlichkeit nichts über einen  $X$ -Knoten zu wissen

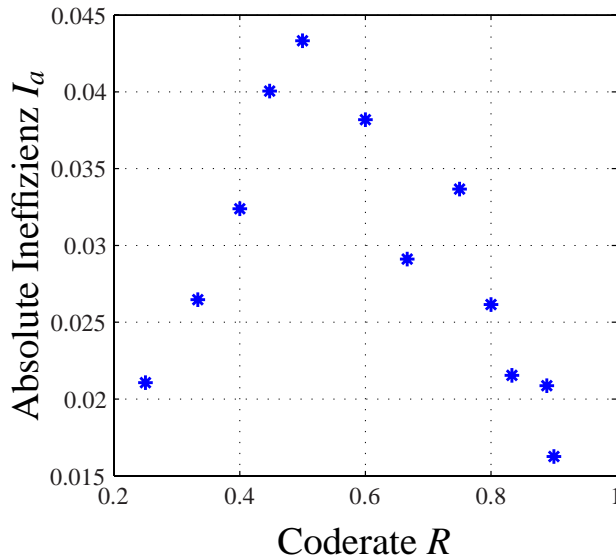


Abbildung 5.32: Absolute Ineffizienz der DVB-S2-LDPC-Codes, gleichzusetzen mit einer scheinbaren Erhöhung der Coderate aufgrund der Ineffizienz, basierend auf den Ergebnissen der Schranken

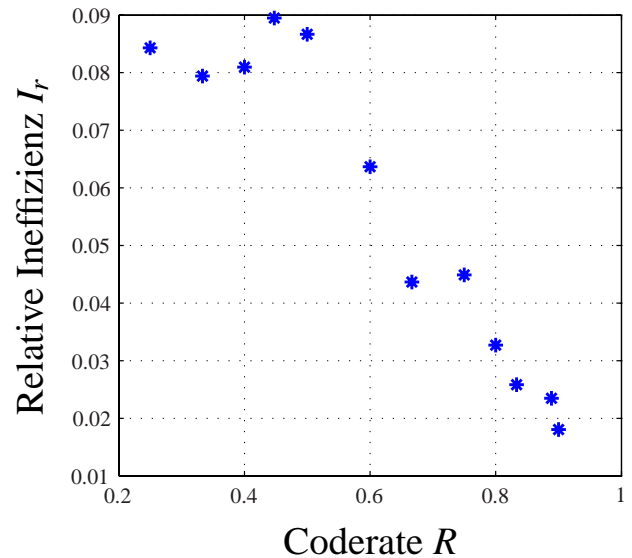


Abbildung 5.33: Relative Ineffizienz der DVB-S2-Codes bezogen auf die minimale Länge, welche zur Decodierung des Codewortes nötig ist, basierend auf den Ergebnissen der Schranken

auszugehen. In Anlehnung an [JKM00] gilt dann für einen Schritt ( $i \rightarrow i+1$ ):

$$\begin{array}{ll}
 x_1 = & 1 - (1 - x_{2,i})R'(1 - x_{0,i}) & P_E \text{ (Kante Info-Knoten} \rightarrow \text{P-Knoten)} \\
 x_{2,i+1} = & \varepsilon x_1 & P_E \text{ (Kante P-Knoten} \rightarrow \text{Redundanz-Knoten)} \\
 x_3 = & 1 - (1 - x_{2,i+1})^2 \rho'(1 - x_{0,i}) & P_E \text{ (Kante Redundanz-Knoten} \rightarrow \text{P-Knoten)} \\
 x_{0,i+1} = & \varepsilon \lambda'(x_3) & P_E \text{ (Kante P-Knoten} \rightarrow \text{Info-Knoten)} ,
 \end{array}$$

wobei  $\lambda'$  und  $\rho'$  die Verteilungen nur bezogen auf den Zufallsteil  $H_1$  sind und  $R'(x) = \frac{\int_0^x \rho'(z) dz}{\int_0^1 \rho'(z) dz}$  dasjenige Polynom ist, dessen Koeffizienten den Anteil der P-Knoten der verschiedenen Ordnungen darstellt. Bei einem stabilen Punkt gilt für  $x_{0,i} = x_{0,i+1}$  und  $x_{2,i} = x_{2,i+1}$  damit ergibt sich [JKM00]:

$$x = \varepsilon \cdot \lambda' \left( 1 - \left[ \frac{1 - \varepsilon}{1 - \varepsilon R'(1 - x)} \right]^2 \rho'(1 - x) \right) . \quad (5.11)$$

Es gilt  $R'(1 - x) < 1$  für  $0 \leq x < 1$ .

Die Schranke kann man für die verschiedenen Codes berechnen. Mit ihrer Hilfe kann man die zu erwartende absolute Ineffizienz  $I_a = k_r/n - k/n$  und die relative Ineffizienz  $I_r = k_r/k$  ermitteln. Die Ergebnisse sind in Abbildung 5.32 und 5.33 für die Hauptcodes von DVB-S2 sowie den Spezialcode  $R = 1/2,3$  dargestellt. Dieser Spezialcode wurde für das Projekt entworfen, um bei 50% Auslöschungen eine Decodierung zu ermöglichen, da dies mit einem Code  $R = 1/2$  aufgrund der Ineffizienz nicht möglich ist. Die Decodierung bei 50% Auslöschung ist für den Fall interessant, dass die Datei in zwei Blöcken mit einem gewissen Zeitabstand gesendet wird, wobei es vorkommen kann, dass einer der beiden Teile die ganze Zeit im LOS-Fall empfangen wird, der zweite Teil jedoch vollständig ausgelöscht wird.

Ein interessanter Einblick in die Leistungsfähigkeit der DVB-S2-Codedefamilie ist ferner, wie sich die Schranke der Treppenstruktur von derjenigen einer rein zufälligen Gesamtstruktur unterscheidet.

det. Für kleine Coderaten ist der Unterschied relativ klein. Bei Coderaten nahe Rate 1/2 ergibt die zufällige Struktur geringfügig bessere Ergebnisse. Für sehr kleine Coderaten ist die Treppenstruktur im Vorteil. Allgemein kann man feststellen, dass aus Sicht der Schranken die Verwendung einer regulären Treppenstruktur zu keinen nennenswerten Nachteilen gegenüber einer rein zufälligen Struktur mit der gleichen Verteilung führen.

Tabelle 5.1: Schranken Ku-Mobil-Hauptcodes im BEC (Binary Erasure Channel)

Rate	$\lambda$	$\rho$	Schranke (Standard)	Schranke (Treppenstruktur)	th.Grenze
1/2	$0,286x + 0,257x^2 + 0,457x^7$	$x^6$	0,466	0,456	0,5
2/3	$0,2x + 0,54x^2 + 0,26x^{12}$	$x^9$	0,306	0,304	0,333
9/10	$0,066x + 0,8x^2 + 0,133x^3$	$x^{29}$	0,084	0,084	0,1
Abgeleiteter Code					
1/2,3	$0,333x + 0,247x^2 + 0,420x^7$	$x^5$	0,527	0,512	0,565

Tabelle 5.2: Übersicht über DVB-S2-Code-Hauptfamilie im BEC

Rate	$\lambda$	$\rho$	Schranke (standard)	Schranke (Treppenstruktur)	th.Grenze
1/4	$0,5x + 0,167x^2 + 0,333x^{11}$	$x^3$	0,667	0,729	0,75
1/3	$0,4x + 0,2x^2 + 0,4x^{11}$	$x^4$	0,617	0,64	0,666
2/5	$0,333x + 0,222x^2 + 0,444x^{11}$	$x^5$	0,574	0,568	0,6
1/2	$0,286x + 0,257x^2 + 0,457x^7$	$x^6$	0,466	0,457	0,5
3/5	$0,18182x + 0,27273x^2 + 0,54545x^{11}$	$x^8$	0,355	0,352	0,4
2/3	$0,2x + 0,54x^2 + 0,26x^{12}$	$x^9$	0,306	0,304	0,333
3/4	$0,14286x + 0,57143x^2 + 0,28571x^{11}$	$x^{13}$	0,21	0,21	0,25
4/5	$0,11111x + 0,58333x^2 + 0,30556x^{10}$	$x^{18}$	0,173	0,173	0,2
5/6	$0,09091x + 0,61364x^2 + 0,29545x^{12}$	$x^{22}$	0,145	0,145	0,833
8/9	$0,07407x + 0,77778x^2 + 0,14815x^3$	$x^{27}$	0,090	0,090	0,11
9/10	$0,06667x + 0,8x^2 + 0,13333x^3$	$x^{29}$	0,084	0,084	0,1

Tabelle 5.3: Zusätzliche Raten des DVB-S2-Codes für kurze Rahmen im BEC

Rate	$\lambda$	$\rho$	Schranke (standard)	Schranke (Treppenstruktur)	th.Grenze
1/5	$0,667x + 0,222x^2 + 0,111x^{11}$	$x^2$	0,742	0,76	0,8
2/5	$0,333x + 0,222x^2 + 0,444x^{11}$	$x^5$	0,574	0,568	0,6
11/15	$0,182x + 0,727x^2 + 0,0909x^{11}$	$x^{10}$	0,233	0,233	0,277
7/9	$0,16x + 0,84x^2$	$x^{12}$	0,182	0,183	0,222
37/45	$0,117x + 0,788x^2 + 0,0949x^{12}$	$x^{16}$	0,154	0,154	0,177
5/6	$0,0909x + 0,614x^2 + 0,295x^{12}$	$x^{21}$	0,151	0,151	0,166
8/9	$0,0741x + 0,778x^2 + 0,148x^3$	$x^{26}$	0,0933	0,0933	0,111



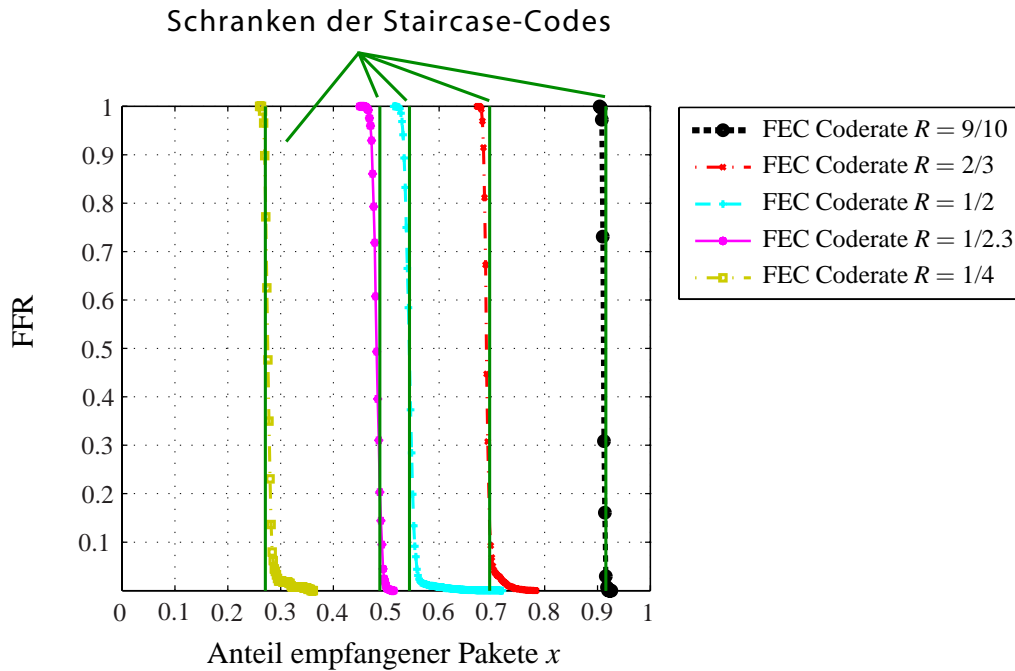


Abbildung 5.34: Ergebnisse des Transfers von Dateien der Größe 1.000 KByte und der verwendeten Codes sowie die theoretischen Schranken als senkrechte Gerade

Es wird darauf hingewiesen, dass viele Verteilungen nur knapp unterhalb der Schranke  $d\lambda(x)/dx|_{x=0} \cdot d\rho(x)/dx|_{x=1} < \frac{1}{\varepsilon_S}$  arbeiten. Diese Bedingung stellt für zufällige LDPC-Codes sicher, dass eine Konvergenz des Decoders zum fehlerfreien Fall überhaupt existieren kann [RU05], S.88ff.

Man erkennt beim Rate 1/4 Code anhand der Schranke für den zufälligen Standard-Code, dass diese Bedingung  $\varepsilon_S$  die Leistungsfähigkeit bereits wesentlich limitiert und verhindert, dass er nahe der Kapazitätsgrenze arbeiten kann. Um einen effizienten niederratigen zufälligen Code nach diesem Schema zu erzeugen, müsste von der einfache Struktur eines konstanten Zeilengewichts abgewichen und eine Mischung aus P-Knoten von Grad 1 und 2 zugelassen werden. Die Aufgabe einer zumindest teilweisen regulären Struktur würde jedoch unter Umständen zu entsprechenden Patentansprüchen von Dritten führen.

Beim DVB-S2-Code ist jedoch der Anteil der V-Knoten 2. Ordnung, welcher  $\lambda'(0)$  entspricht, nicht zufällig verteilt und die obige Bedingung nicht maßgebend. Man erkennt anhand des Verhaltens der Schranke für die Treppenstruktur, dass für niederratige Codes ein besseres Konvergenzverhalten für die Codes Rate 1/4 und Rate 1/5 erzielt wird.

Abschließend sollen die Ergebnisse des implementierten Systems in dem Auslöschungskanal betrachtet und für die wichtigsten Coderaten mit ihren Schranken verglichen werden. Für die Abbildungen 5.34 und 5.35 wurden jeweils 10.000 unabhängige Dateitransfers einer Datei der Größe von 1.000 KByte mit jeweils unterschiedlichen Zufallsmatrizen vorgenommen. Dies geschah einschließlich der gesamten Paketsegmentierung und der Verwendung des vollständigen FLUTE-Protokolls sowie der darunterliegenden Protokolle bis einschließlich der IP-Paketschicht.

In Abbildung 5.34 sind die FFR (File Failure Rate) über dem Anteil der empfangenen Pakete für einige typische Codes aufgetragen. Zusätzlich sind die Schranken aufgrund der Treppenstruktur eingezeichnet. Man erkennt den geringen Abstand zwischen der Schranke und der tatsächlichen Leistungsfähigkeit der Codes.

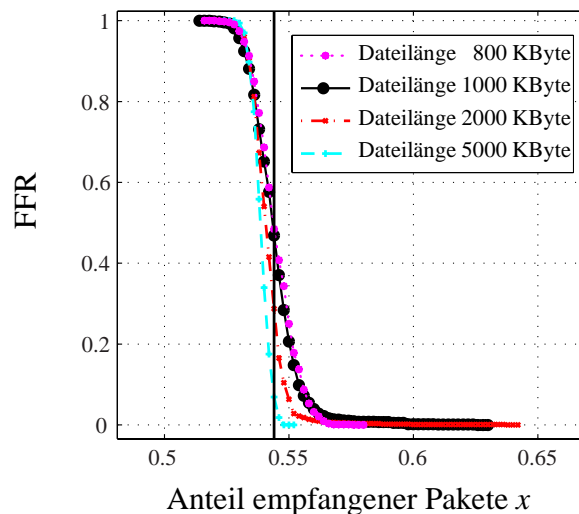
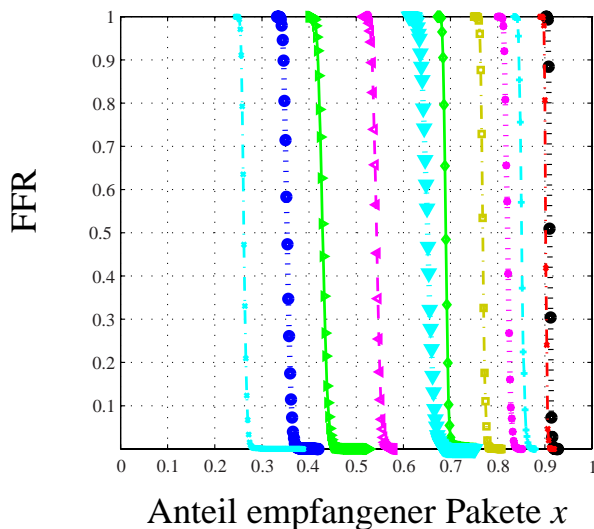


Abbildung 5.35: Übersicht über die Ergebnisse der DVB-S2-Haupt-Codes für eine 1.000 KByte Datei für eine große Bandbreite an Coderaten

Abbildung 5.36: Ergebnisse der Dateiübertragungen bei Coderate  $R = 1/2$  für unterschiedliche Dateigrößen

Es ist bemerkenswert, dass die Decodierung teilweise besser als die Schranken zu sein scheint. Dies ist jedoch nur scheinbar der Fall, da die Schranken für den Fall gelten, dass alle Dateien korrekt decodiert werden. Im Teil der Kurve, welcher besser zu sein scheint als die Schranke, werden jedoch nur ein Teil der Dateien decodiert. Für hohe Decodierwahrscheinlichkeiten ist die Simulationskurve weiterhin geringfügig schlechter als die Schranke.

Das Verhalten der Kurve ist abhängig von der Länge der Datei, respektive der Anzahl der Pakete, wie man in Abbildung 5.36 erkennt. Je größer die Anzahl der Pakete ist, desto stärker nähert sich die Kurve auch im Bereich geringer Fehlerraten unterhalb 10% der Schranke an. Obwohl der Gewinn relativ gering ist, wurde im implementierten System die Datei so in Pseudo-Pakete segmentiert, dass für jede Datei mit LDPC-Codierung mehr als 10.000 Codesymbole erzeugt werden, näheres siehe [ECP<sup>+</sup>05] und [Col05].

Insgesamt erkennt man, dass die so berechneten Schranken ein sehr gutes Instrument zur Vorhersage des Verhaltens der Decodierung darstellen, insbesondere da der Bereich extrem hoher Decodierwahrscheinlichkeiten im vorliegenden Anwendungsfall nicht von so großem Interesse ist.

Abschließend werden die Ergebnisse für den DVB-S2-Code mit den Ergebnissen eines in dem MCLv3-Software implementierten quasi-regulären Codes verglichen, mit dem für diese Parameter optimalen Wert von 3 Einser-Elementen pro Spalte im Bereich der Matrix  $H_1$  ( $\lambda_3 = 1 - \lambda_2$ ,  $\rho$  zufällig). Man erkennt das verbesserte Verhalten der hier vorgestellten Codierung in der Abbildung 5.37 und 5.38. Im Falle des MCLv3 Codes bemerkt man, dass eine gewisse Anzahl von Matrizen im 99% Bereich erst sehr spät decodiert werden. Der Grund dafür ist, dass bei der in MCLv3 verwendeten Generation der regulären Codes mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit kleine Stopping-Sets auftreten, wie sie in Abschnitt 5.5.2 beschrieben wurden.

.8

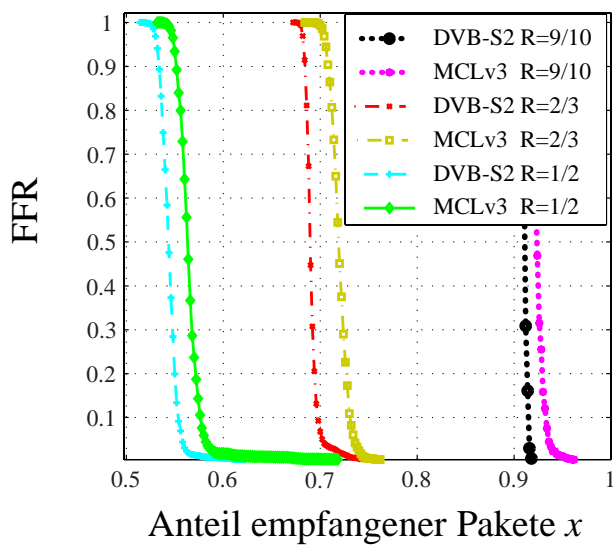


Abbildung 5.37: Vergleich der regulären Codes des MCLv3-Projektes und der neu implementierten DVB-S2-Codes für verschiedene Code-raten

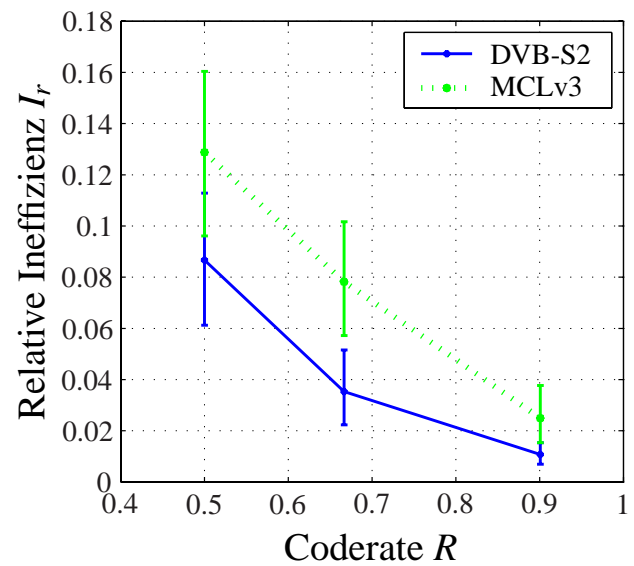


Abbildung 5.38: Gemessene rel. Ineffizienz für DVB-S2- und MCLv3-Codes sowie 95%-Quantile



# Kapitel 6

## Dateiorientierte Codierung im landmobilen Kanal

Das 6. Kapitel untersucht den Einfluss des landmobilen Kanals auf die Übertragung von Dateien. Dabei übernimmt die physikalische Schicht den Schutz der einzelnen Pakete und die Transportschicht gewährleistet den Schutz der gesamten Datei mit Hilfe von Redunanzpaketen.

Zuerst soll eine theoretische Analyse basierend auf dem zweistufigen Kanalmodell durchgeführt werden, dessen Gestalt und Parameter in Kapitel 3 vorgestellt wurden.

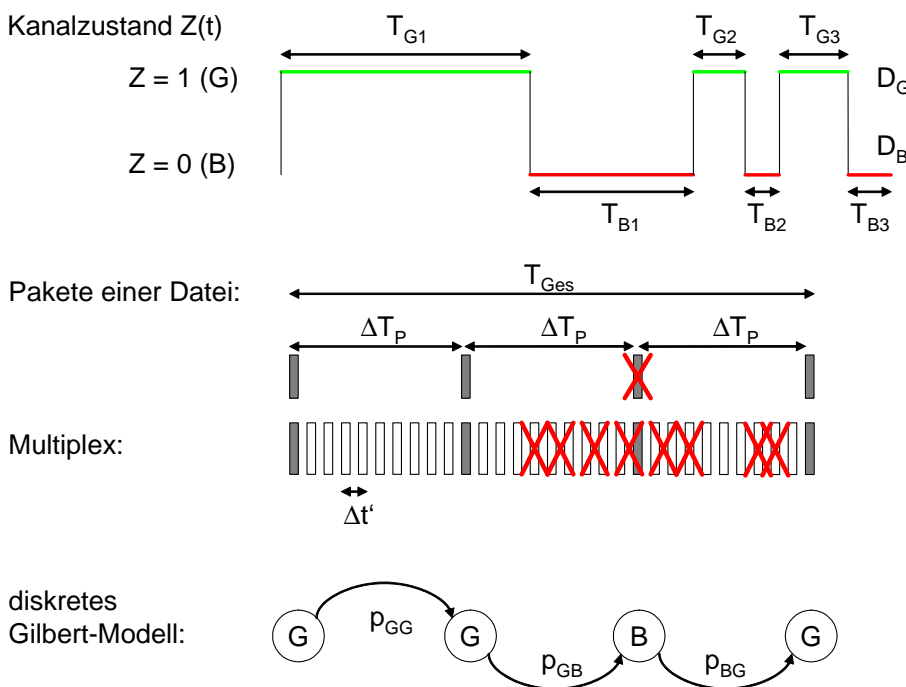


Abbildung 6.1: Übertragung einer Datei im Paketmultiplex über den landmobilen Kanal

Das verwendete Übertragungsmodell ist dem in [LCD<sup>+</sup>91] dargestellten sehr ähnlich. Ein wesentlicher Unterschied zu den dortigen Modellen und Ergebnissen liegt jedoch gerade in der Annahme eines inneren Kanalcodes auf der physikalischen Ebene. Während für den in [LCD<sup>+</sup>91] untersuchten Fall aufgrund der uncodierten Übertragung mit Hilfe von PSK (Phase Shift Keying) der

Einfluss der jeweiligen Realisierung des Rauschens auf ein einzelnes Bit nicht vernachlässigt werden konnte, wird hier auf dem physikalischen Kanal jeweils ein genügend langer Rahmen mit Hilfe eines effizienten Codes übertragen. Damit ist die Rahmen- bzw. Paketfehlerwahrscheinlichkeit näherungsweise nur noch von der Realisierung des Fadingwertes abhängig, da der Einfluss von spezifischen Realisierungen des Rauschens mit zunehmender Rahmenlänge schwächer wird. Zusätzlich ist im Ku-Mobil-System ein Rahmen äquivalent zu genau einem IP-Paket, so dass die Rahmenfehlerwahrscheinlichkeit zugleich die Paketfehlerwahrscheinlichkeit  $p_P$  ist.

Eine Datei werde in  $n_P$  (IP-)Pakete konstanter Größe unterteilt. Diese werden über einen Zeitraum  $T_{\text{Ges}}$  in einen Gesamtpaketstrom gleichmäßig eingespeist siehe Abbildung 6.1.

Der Abstand der Paketanfänge sei  $\Delta T_P$  und ergibt damit eine mittlere Datenrate von Paketgröße/ $\Delta T_P$ . Da bei dem vorliegenden System die Übertragungsdauer eines Paketes sehr kurz im Vergleich zu der mittleren Dauer im guten Zustand  $D_G$  und der mittleren Dauer im schlechten Zustand  $D_B$  ist, kann man näherungsweise davon ausgehen, dass jedes Paket eindeutig dem guten oder dem schlechten Kanalzustand zugeordnet werden kann.

Der folgende Abschnitt 6.1 verwendet daher für die Modellierung der zeitdiskreten Übertragung das Gilbert-Elliott-Modell. Es wird ein Referenzmodell für verschiedene typische Redundanzschemen eingeführt und deren Auswirkungen im landmobilen Kanal betrachtet. Die Ergebnisse sind dabei stets von der Anzahl der Pakete  $n_P$  der Datei abhängig.

Wenn die Anzahl der Pakete  $n_P$  groß genug ist, bilden die Pakete nur den zugrundeliegenden kontinuierlichen landmobilen Kanal ab. Daher wird in Abschnitt 6.2 die Bedingungen untersucht, wann ein Übergang von dem zeitdiskreten Übertragungsmodell zu einer direkten Analyse basierend auf dem kontinuierlichen landmobilen Kanal möglich ist.

Mit Hilfe der kontinuierlichen Betrachtungsweise werden dann in Abschnitt 6.3 die verschiedenen Eigenschaften unabhängig von der genauen Anzahl der Pakete einer Datei berechnet, vor allem die Empfangswahrscheinlichkeit einer Datei, die Wartezeit auf eine wichtige Datei und die Struktur der Korrelation zwischen aufeinander folgenden Übertragungen.

Abschließend werden in Abschnitt 6.4 die theoretischen Ergebnisse für das Gesamtsystem im landmobilen Kanal zusammengefasst und mit den realen Ergebnissen von Messfahrten verglichen.

## 6.1 Zeitdiskrete Modellierung der Dateiübertragung

Basierend auf dem 2-Zustands-Markov-Modell aus Abschnitt 3.2.2 werden nun die Eigenschaften des zeitdiskreten Gilbert-Elliott-Modells bezüglich der Anzahl der Paketfehler bei einer Übertragung einer Datei vorgestellt.

Dem guten Zustand wird dazu eine Paketfehlerwahrscheinlichkeit  $p_{PG}$  zugeordnet. Im abgeschätzten Zustand ist die Paketfehlerwahrscheinlichkeit entsprechend  $p_{PB}$ . Das Gilbert-Elliott-Modell wird ferner durch die Übergangswahrscheinlichkeiten  $p_{GB}$  und  $p_{BG}$  bestimmt, welche die Wahrscheinlichkeiten angeben, sich im nächsten Schritt im jeweils anderen Zustand  $Z_B$  bzw.  $Z_G$  wiederzufinden. Die Wahrscheinlichkeiten  $p_{GG}$  und  $p_{BB}$  im gleichen Zustand zu bleiben, ergeben sich dann als Komplement der Übergangswahrscheinlichkeiten.

Aus [Cox66], S. 91, folgt für den landmobilen Kanal:

$$P\{Z_G \rightarrow Z_B\} = p_{GB} = p_B \left( 1 - \exp \left( -\Delta T_P \cdot \left( \frac{1}{D_G} + \frac{1}{D_B} \right) \right) \right). \quad (6.1)$$

Für gegenüber  $D_G$  kleinen Zeitabstände  $\Delta T_P$  zwischen den Paketen einer Datei ergibt sich die Übergangswahrscheinlichkeit direkt aus der mittleren Dauer eines Zustandes  $D_Z$  bezogen auf  $\Delta T_P$ .

Es gilt entsprechend [LCD<sup>+</sup>91]:

$$p_{GB} = \frac{\Delta T_P}{D_G}. \quad (6.2)$$

Für das Gilbert-Elliott-Modell kann die Wahrscheinlichkeit für die Summe der Paketfehler  $p(m, n)$  rekursiv berechnet werden [Ell63]. Dabei ist  $n$  die Anzahl der bis zu diesem Zeitpunkt gesendeten Pakete einer Datei und  $m$  die Anzahl der bisher fehlerhaft empfangenen Pakete.

Unter der Annahme, dass im schlechten Zustand die Paketfehlerwahrscheinlichkeit  $p_{PB} = 1$  und im guten Zustand  $p_{PG} = 0$  sei, vereinfacht sich das Modell zum reinen Gilbert-Modell.

Die rekursive Formel für die Wahrscheinlichkeit  $p(m, n)$ , dass  $m$  aus  $n$  Paketen fehlerhaft sind, ist im Gilbert-Modell [Gil60]:

$$\begin{aligned} p(m, n) &= p_B(n) \cdot p(m-1, n-1) + p_G(n) \cdot p(m, n-1) \\ p_B(n) &= p_G(n-1) \cdot p_{GB} + p_B(n-1) \cdot p_{BB} \\ p_G(n) &= p_B(n-1) \cdot p_{BG} + p_G(n-1) \cdot p_{GG}, \end{aligned} \quad (6.3)$$

wobei  $p_B(n)$  die Wahrscheinlichkeit darstellt, sich im  $n$ -ten Rahmen im schlechten Zustand zu befinden und  $p_G(n) = 1 - p_B(n)$  die Wahrscheinlichkeit, im guten Zustand zu sein.

Die Wahrscheinlichkeit  $p(m, n)$  basiert also einmal auf der Wahrscheinlichkeit  $p(m-1, n-1)$  bei der vorherigen Übertragung von  $n-1$  Paketen,  $m-1$  fehlerhafte Pakete empfangen zu haben, sich aber beim jetzigen ( $n$ -ten) Paket im schlechten Zustand zu befinden. Dazu kommt dann die Wahrscheinlichkeit  $p(m, n-1)$  bereits im vorherigen Schritt  $m$  fehlerhafte Pakete empfangen zu haben, sich aber nun im guten Zustand zu befinden.

Die Anfangsbedingungen leitet sich aus der allgemeinen Wahrscheinlichkeit  $p_G$  ab sich im guten Zustand zu befinden  $p_G(1) = p_G = 1 - p_B(1)$  und  $p(0, 1) = p_G$  sowie der Wahrscheinlichkeit  $p_B$  sich im schlechten Zustand zu befinden und somit  $p(1, 1) = p_B$ .

### 6.1.1 Ausgewählte Beispiele für die Übertragung im Gilbert-Modell

Mit Hilfe dieser Gleichung kann nun die Übertragung von Dateien analysiert werden. Beispielhaft wird die Analyse anhand einer ca. 1.000 KByte langen Datei vorgenommen, welche bei 32 kbit/s Audioencodierung näherungsweise eine Spieldauer von ca. 4 Minuten besitzt, beziehungsweise 2 Minuten in guter Qualität.

Eine solche Datei wird in unserem System in  $n_S = 720$  systematische IP-Pakete aufgeteilt. Es wird angenommen, dass die Pakete über den Kanal in gleichmäßigen Abständen gesendet werden, wobei als Parameter die Übertragungsdauer  $T_{Ges}$  zwischen dem ersten und letzten Paket einschließlich der zusätzlichen Redundanzpakete für das System vorgegeben wird. Die Rahmendauer eines einzelnen Paketes ist bei 1 Mbit/s etwa 15 ms und  $\Delta t'$  ist damit klein gegenüber den mittleren Zustandsdauern  $D_G$  und  $D_B$ . Die Untersuchungen werden für vier beispielhafte Übertragungsmodi dargestellt, welche in Tabelle 6.1 aufgelistet sind.

Hierbei entspricht der Burst-Modus im Prinzip einer kontinuierlichen Übertragung der Datei mit einer maximalen Datenrate mit ca.  $D_{Br} = 1$  Mbit/s, während in den anderen Modi aufgrund des

Tabelle 6.1: Tabelle der Übertragungsmodi

Redundanz- schema	Coderate $R$	Zusätzliche Redundanz ( $\frac{1}{R} - 1$ )	Übertragungs- dauer $T_{Ges}$	Multiplex- faktor $m_u \approx$
Burst-Modus	10/11	10%	10 s	1:1
Medium	2/3	50 %	60 s	1:5
Lang	2/3	50%	180 s	1:15
Robust (einmal unkorreliert wiederholt)	1/(1,1 * 2)	120 %	2*5 min	1:30

Multiplexfaktors  $m_u$  jeweils nur jedes fünfte, fünfzehnte bzw. dreißigste Paket verwendet wird. Bei einer zu übertragenden Dateilänge  $L_D$  berechnet sich die Übertragungsdauer  $T_{Ges}$  zu:

$$T_{Ges} = \frac{L_D}{D_{Br}} \cdot \frac{1}{R} \cdot \frac{1}{m_u} . \quad (6.4)$$

Dabei sollte erwähnt werden, dass aufgrund der Redundanz beispielsweise im robusten Modus doppelt so viele Pakete gesendet werden wie im Burst-Modus.

Basierend auf Gleichung (6.3) können die verschiedenen Wahrscheinlichkeiten  $p(m, n)$  berechnet sowie die dazugehörige kumulative Wahrscheinlichkeit  $p_K(k, n)$  bestimmt werden, dass  $k$  oder mehr Pakete korrekt waren:

$$p_K(k, n) = \sum_{m=0}^{n-k} p(m, n) . \quad (6.5)$$

Um einen besseren Vergleich der Profile zu ermöglichen, wird für ein konkretes Beispiel  $k$  nicht absolut, sondern prozentual als Verhältnis von  $x = k/n$  angegeben. Es ergibt sich dann:

$$p_K(x) = \sum_{m=0}^{n(1-x)} p(m, n) , \quad (6.6)$$

siehe die Abbildungen 6.2 bis 6.5 für die verschiedenen Modi.

Die empfangenen Anteile lassen sich in drei Kategorien einteilen:

1. Übertragungen, welche die gesamte Zeit im guten Zustand waren und zu 100% empfangen wurden.
2. Übertragungen, bei denen ein Teil der Pakete empfangen wurde.
3. Übertragungen, bei denen der Empfänger die ganze Zeit abgeschattet war und daher keine Pakete angekommen sind.

Beim Burst-Modus ist die erste und dritte Kategorie besonders ausgeprägt. Insbesondere für die Stadt-Umgebung beträgt der Bereich der vollständigen Übertragungen am rechten Rand fast 40%. Zugleich ist die dritte Kategorie - der Bereich der Übertragungen für die kein Paket ankommt - mit 20% am linken Rand ebenfalls ausgeprägt.



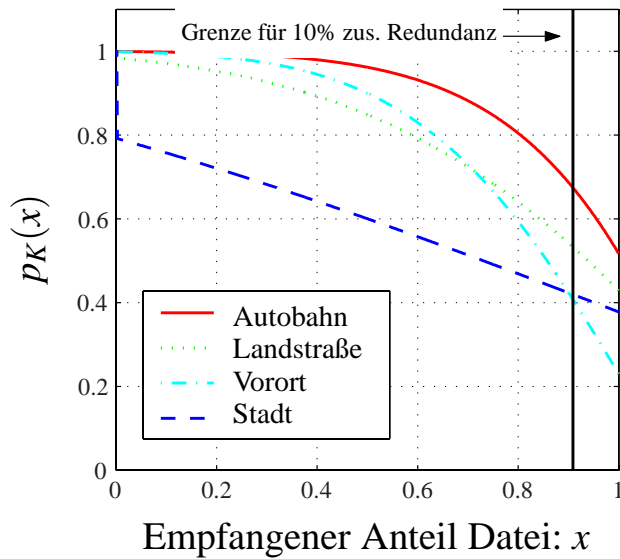


Abbildung 6.2: Wahrscheinlichkeit für den Burst-Modus einen gewissen Anteil  $x$  der Übertragung zu empfangen

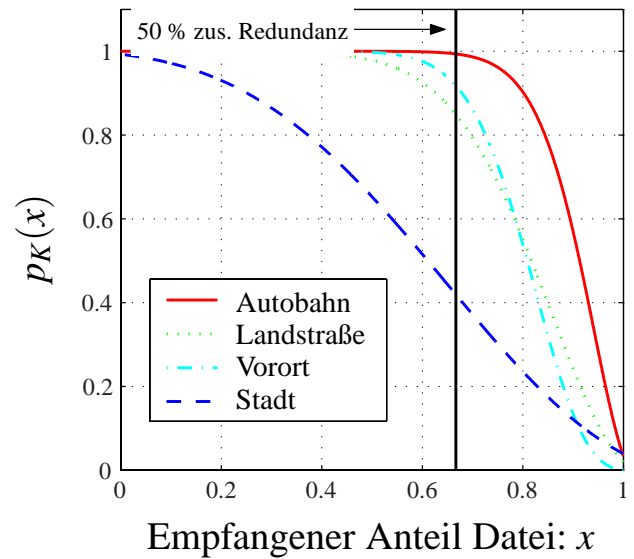


Abbildung 6.3: Wahrscheinlichkeit für den Medium-Modus einen gewissen Anteil  $x$  der Übertragung zu empfangen

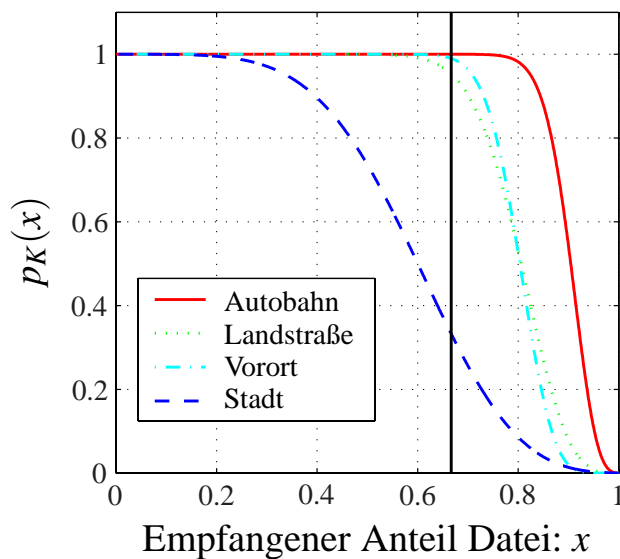


Abbildung 6.4: Wahrscheinlichkeit für den Lang-Modus einen gewissen Anteil  $x$  der Übertragung zu empfangen

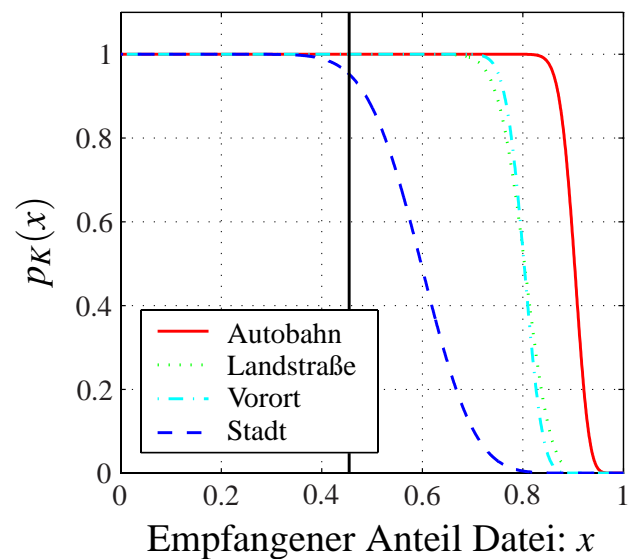


Abbildung 6.5: Wahrscheinlichkeit für den Robust-Modus einen gewissen Anteil  $x$  der Übertragung zu empfangen

Insgesamt jedoch erkennt man beim Burst-Modus, dass selbst bei einer Ausstrahlungsdauer von nur 10 Sekunden sich schon ein nicht zu vernachlässigender Mittelungseffekt ergibt, so dass für die meisten Umgebungen der Schwerpunkt auf den Übertragungen der zweiten Kategorie liegen.

Wenn man von der Verwendung eines optimalen Codes ausgeht, so kann man die Übertragungswahrscheinlichkeit  $p_F$  für eine Datei aus den Abbildungen direkt bestimmen, indem die Wahrscheinlichkeit  $p_K(k = n \cdot R, n)$  an der Stelle  $x = R$  abgelesen wird. Im Abschnitt 6.2 wird darauf eingegangen werden, unter welchen Bedingungen man dies auch für andere Coderaten, als durch den Modus vorgegeben, ablesen darf. Allgemein ist ein Ablesen an einer anderen Stelle nicht zulässig, da man dadurch die betrachtete Ausstrahlungzeit  $T_{\text{Ges}}$  für kleinere Coderaten verkürzt,

Tabelle 6.2: Übertragungswahrscheinlichkeit und Durchsatz für 1.000 KByte große Dateien

Modus	Autobahn	Landstraße	Vorort	Stadt
<b>Burst</b>				
Übertragungswahrscheinlichkeit $p_F$	67 %	53 %	40 %	42%
Mittlerer Durchsatz $D$	610 kbit/s	481kbit/s	370 kbit/s	380 kbit/s
rel. Durchsatz $D_r$ bezgl. LOS	0.61	0.48	0.37	0.38
<b>Medium</b>				
$p_F$	99,5 %	85 %	92 %	42 %
$D$	665 kbit/s	560 kbit/s	610 kbit/s	280 kbit/s
<b>Lang</b>				
$p_F$	99,9 %	95 %	98,9 %	33 %
$D$	665 kbit/s	630 kbit/s	660 kbit/s	220 kbit/s
<b>Robust</b>				
$p_F$	$\approx 100\%$	$\approx 100\%$	$\approx 100\%$	99.3 %
$D$	455 kbit/s	455 kbit/s	455 kbit/s	451 kbit/s

beziehungsweise für größere Coderaten verlängert.

Für den Burst-Modus erkennt man, dass die Redundanz von 10% die Empfangswahrscheinlichkeit nur leicht verbessert, jedoch für alle Umgebungen, einschließlich der städtischen, etwas mehr als 40% aller Dateien erfolgreich empfangen werden.

Bei der 60 s langen Übertragung in Abbildung 6.3 ergibt sich ein anderes Bild. Die zusätzliche Redundanz von 50% ermöglicht eine Übertragungswahrscheinlichkeit von mehr als 80% für alle Umgebungen außer der städtischen. In der Stadt-Umgebung werden trotz höherer Redundanz jedoch gleichfalls nur ca. 40% empfangen, genauso wie im Burst-Modus. Dies liegt daran, dass für die Stadt-Umgebung die Coderate von  $2/3$  immer noch größer als der LOS-Faktor ist. Bei einer noch längeren Übertragungsdauer, wie in Abbildung 6.4 dargestellt, sinkt dann die Empfangswahrscheinlichkeit sogar unter den Fall der uncodierten Burst-Übertragung.

Um den Effekt der unterschiedlichen Redundanz in die Berechnung einzubeziehen, wird ein mittlerer absoluter Durchsatz  $D = 1 \text{ Mbit/s} \cdot p_F \cdot R$  definiert. Dieser gibt an, wie viele Informationsbits pro Sekunde durch erfolgreich übertragene Dateien am Empfänger im Mittel ankommen. Um diesen Wert mit anderen Systemen besser vergleichen zu können, wird ein relativer Durchsatz  $D_r = p_F \cdot R$  definiert, welcher das Verhältnis der LOS-Datenrate zur empfangenen Nettodatenrate beschreibt.

Leider ist ein Ablesen des Durchsatzes für verschiedene Coderaten nur bedingt zulässig, da eine Änderung der Coderate auch die Anzahl der zu versendenden Pakete beeinflusst. Bei gleicher Gesamtdauer der Ausstrahlung verändert sich dadurch der Multiplex-Faktor und die Modellparameter müssten eigentlich neu berechnet werden. Auf dieses Problem wird im Abschnitt 6.2 noch näher eingegangen und führt dann zu der in Abschnitt 6.3 dargestellten Lösung.

Ein erster Überblick über die Ergebnisse für die verschiedenen Umgebungen und Übertragungsmodi findet sich in Tabelle 6.2. Eine genauere Analyse der Eigenschaften verschiedener Übertragungsmodi wird am Ende des Kapitels 6 gegeben, nachdem vorher weitere Analysemöglichkeiten vorgestellt wurden.

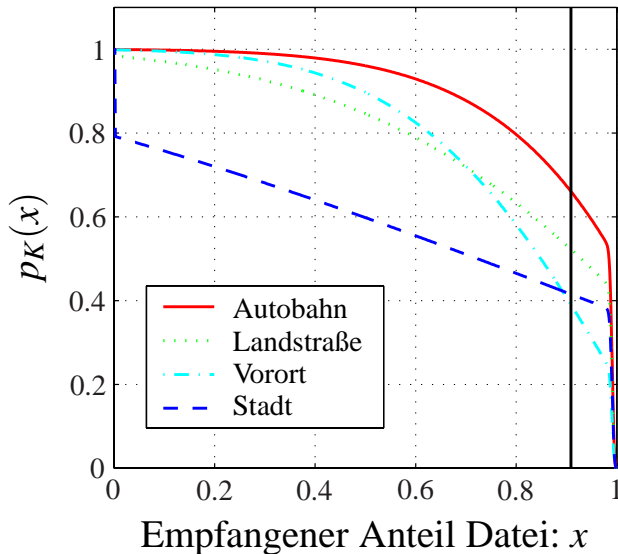


Abbildung 6.6: Wahrscheinlichkeit für den Burst-Modus bei 1% Fehlerrate im guten Zustand einen gewissen Anteil  $x$  der Datei korrekt zu empfangen

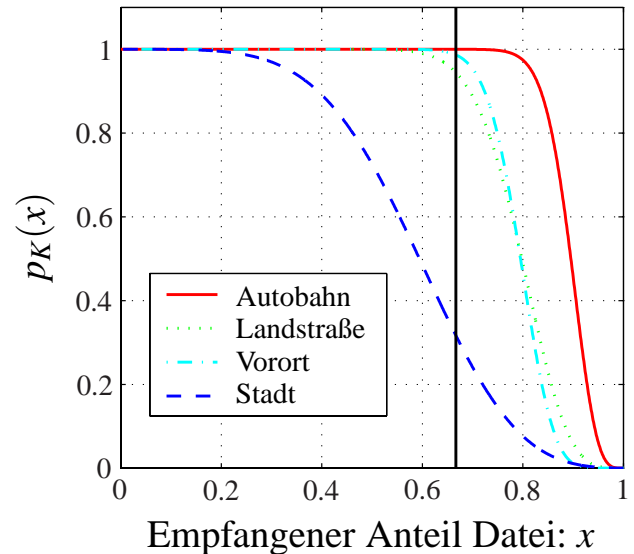


Abbildung 6.7: Wahrscheinlichkeit für den Lang-Modus bei 1% Fehlerrate im guten Zustand einen gewissen Anteil  $x$  der Datei korrekt zu empfangen

### 6.1.2 Gilbert-Elliott-Modell mit Restpaketfehlerrate im guten Zustand

Eine Verfeinerung dieses Ansatzes stellt die Annahme dar, dass auch im guten Zustand Paketfehler auftreten können. Das Auftreten solcher Paketfehler im guten Zustand kann beispielsweise durch das Rice-Fading verursacht werden, aber auch mit dem Design-Ziel des Systems zusammenhängen. Es kann unter Umständen beim Design von Vorteil sein, wenn das Ziel nicht unbedingt eine vollkommen fehlerfreie Übertragung im LOS-Zustand, sondern nur das Erreichen einer kleinen Paketfehlerrate ist.

Aus Gleichung (6.3) wird dann (siehe [Ell63]):

$$p(m,n) = (p_B(n) + p_{PG}p_G(n)) \cdot p(m-1,n-1) + (1 - p_{PG})p_G(n) \cdot p(m,n-1). \quad (6.7)$$

Mit anderen Worten wird die Wahrscheinlichkeit, von einem zum nächsten Schritt ein zusätzlich fehlerhaftes Paket zu empfangen, um den Fall erhöht, dass im guten Zustand ein Paketfehler auftritt und die Wahrscheinlichkeit, dass die Anzahl der fehlerhaften Pakete konstant bleibt, entsprechend verringert.

Als eine obere Schranke für ein solches Verhalten wird für die Abbildungen 6.6 und 6.7 eine Paketfehlerrate im guten Zustand von  $p_{PG} = 1\%$  angenommen.

Man erkennt in Abbildung 6.6 und 6.7, dass dies bei großen Dateien nur zu einem Einbruch der Wahrscheinlichkeit der zu 100% empfangenen Anteile führt. Dies rührt daher, dass von  $k$  Paketen, welche nach dem einfachen Modell erfolgreich übertragen wurden, nun im Mittel noch  $(1 - p_{PG})k$  vorhanden sind. Da die Anzahl der im Mittel zusätzlich verlorenen  $k \cdot p_{PG}$  Pakete meist klein gegenüber den Effekten aufgrund des Kanals sind, haben sie - abgesehen von dem Anteil der zu 100% empfangenen Dateien - keine große Auswirkungen.

Im Bereich hoher absoluter Werte für  $k$  ist sogar die Streuung der Summe der dadurch entstehenden Paketfehler vernachlässigbar, da es sich um unkorrelierte Fehler handelt (siehe dazu auch

Abschnitt 6.2.1). Dann kann man die Restfehlerrate im guten Zustand mit der Ineffizienz des Codes zusammenfassen, so dass man, anstelle die jeweiligen Kurven zu berechnen und in  $p_K(k, n)$  abzulesen, die Übertragungswahrscheinlichkeit der Datei mit Hilfe einer Kurve mit  $p_{PG} = 0$  bestimmt, indem man diese nur an der Stelle  $p_K(k_r/(1 - p_{PG}), n)$  abliest.

Im vorliegenden Abschnitt wurde die Übertragung von Dateien mit unterschiedlichen Übertragungsprofilen anhand einiger Beispiele vorgestellt. Man konnte erkennen, wie die Dauer der Ausstrahlung der Datei - in Übereinstimmung mit den Ergebnissen aus Kapitel 4 - das Empfangsverhalten wesentlich beeinflusst.

Im Gilbert-Elliott-Modell gelten jedoch Aussagen bezüglich der Übertragungsdauer  $T_{Ges}$  nur jeweils für eine gegebene Anzahl von Paketen  $n$ .

Im nächsten Abschnitt soll daher, losgelöst von einzelnen Beispielen, das Verhalten bezüglich der Anzahl der Pakete einer Dateiübertragung im landmobilen Kanal näher untersucht werden. Es soll gezeigt werden, unter welchen Bedingungen die Größe  $n$  berücksichtigt werden muss beziehungsweise vernachlässigt werden kann.

## 6.2 Unterschied der diskreten und der kontinuierlichen Modellierung der Übertragung

In diesem Abschnitt sollen die möglichen Betrachtungsweisen für eine Dateiübertragung im landmobilen Kanal diskutiert werden. Bisher wurde die Übertragung als eine Reihe von Paketen modelliert, welche in einem Zeitabstand  $\Delta T_P$  an diskreten Zeitpunkten übertragen werden. Je nach Kanalzustand zu diesen Zeitpunkten ist die Paketübertragung erfolgreich oder nicht. Was zwischen den einzelnen Zeitpunkten passiert ist für die Übertragung nicht relevant, siehe auch Abbildung 6.1 auf Seite 91.

Der Kanal selbst ist eine kontinuierlicher Prozess und kann als kontinuierliches 2-Zustands-Markovmodell modelliert werden, was einem alternierenden Erneuerungsprozess entspricht [Cox66]. Die mittleren Zustandsdauern  $D_G$  und  $D_B$  charakterisieren dabei vollständig das Kanalmodell.

Wenn man nun die Dateiübertragung als kontinuierlichen Prozess modelliert, kann man die Eigenschaften der Übertragung direkt aus dem Kanalmodell ableiten und ist nicht von einer exakten Anzahl  $n_P$  der Pakete einer Datei abhängig.

Der diskrete und der kontinuierliche Modellierungsansatz für die Übertragung haben beide eine sehr ähnliche Zielgröße. Bei dem diskreten Modell ist dies die Summe der korrekt empfangenen Pakete. Im kontinuierlichen Übertragungsmodell entspricht dies der Gesamtzeit, welche im guten Zustand verbracht wurde.

Für  $\Delta T_P \rightarrow 0$  geht das diskrete Modell in das kontinuierliche Modell über. Dabei stellt sich die Frage, wie schnell die Annäherung dieser beiden Modelle für kleine  $\Delta T_P$  geschieht und für welche Werte von  $\Delta T_P$  alternativ die eine oder die andere Betrachtungsweise gewählt werden kann. Dies soll nun näher untersucht werden.

Es sei  $Z(t)$  der alternierende Erneuerungsprozess, welcher während eines guten Zustandes 1 und während des schlechten Zustandes 0 sei.  $Z_G(t)$  sei die aufsummierte Zeit zum Zeitpunkt  $t$ , welche seit dem Start bei  $t_0 = 0$  im guten Zustand verbracht wurde.

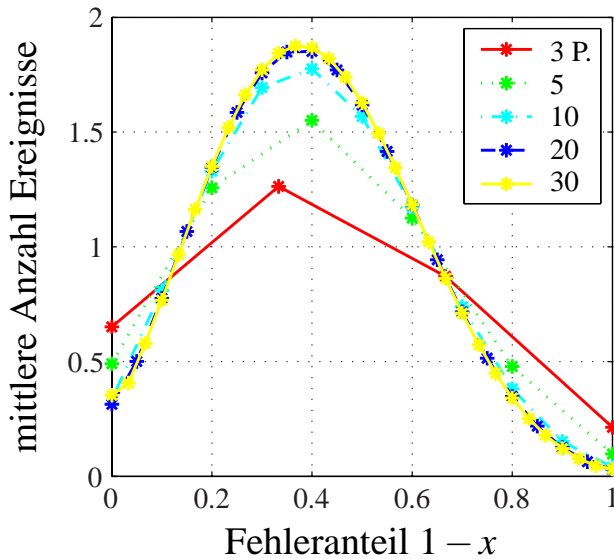


Abbildung 6.8: Verhalten für unterschiedliche Anzahlen von Paketen, Stadt-Umgebung, Sendedauer von  $T_{\text{Ges}} = 5 \cdot T_G$

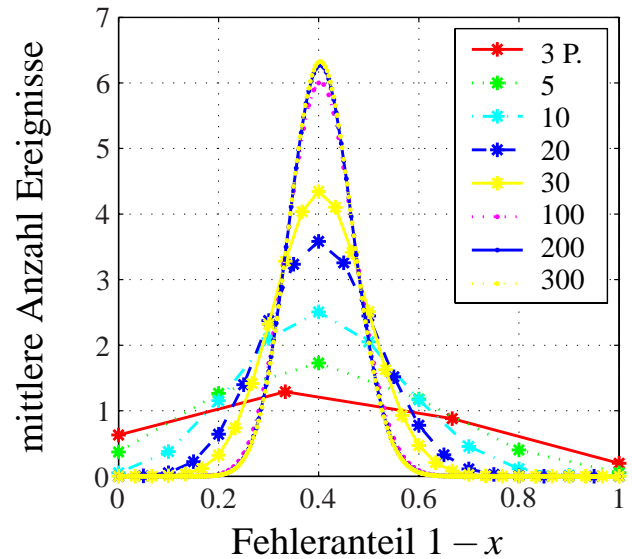


Abbildung 6.9: Verhalten für unterschiedliche Anzahlen von Paketen, Stadt-Umgebung, Sendedauer von  $T_{\text{Ges}} = 50 \cdot T_G$

Die Übertragung einer Datei mit Paketen mit zeitlichem Abstand  $\Delta T_P$  kann als diskrete Abtastung, beziehungsweise Stichprobe, des alternierenden kontinuierlichen Erneuerungsprozess angesehen werden. Die Frage stellt sich, unter welchen Bedingungen man statt der Eigenschaften einer solchen Stichprobe mit  $n$  Elementen direkt die Eigenschaften des zugrundeliegenden Erneuerungsprozesses betrachten kann. Diese Fragestellung soll nun anhand der Parameter des Kanals konkretisiert werden.

### 6.2.1 Dateiübertragung als Stichprobe des kontinuierlichen Kanals

Die Übertragung der Datei in  $n$  Paketen wird dabei als Stichprobe eines stationären, alternierenden Erneuerungsprozesses angesehen, bei dem das Verhältnis der Zeit  $T_G$ , welche im guten Zustand verbracht wird, zur Gesamtzeit  $T_{\text{Ges}}$  der Dateiübertragung mit Hilfe der Ergebnisse der  $n$  Pakete abgeschätzt werden soll.

Beispiele für das Verhalten bei unterschiedlicher Anzahl  $n$  von Paketen pro Übertragung finden sich in Abbildung 6.8 und 6.9. Über der Abszisse ist der Anteil der nicht empfangenen Pakete ( $1 - x$ ) angegeben. Über der Ordinate wird die mittlere Anzahl von Ereignissen bei  $n$  Experimenten angegeben. Der Verlauf entspricht dabei einem Histogramm, welches so normiert wurde, dass seine Summe jeweils  $n$  ergibt.

Zwei Dinge fallen ins Auge. Je höher die Anzahl der Pakete wird, desto mehr nähert sich die Kurve des entsprechenden Histogramms einer PDF des kontinuierlichen Falles an. Als Zweites fällt auf, dass je länger die Gesamtdauer der Übertragung wird, desto geringer ist die Varianz der Übertragung. Es werden jedoch mehr Pakete zur Abtastung benötigt, bevor die diskrete Abtastung sich an den kontinuierlichen Fall annähert.

Dieser Zusammenhang soll nun hergeleitet und quantifiziert werden.

### Varianz der Übertragung einer Datei in Paketen, bei großem zeitlichem Abstand $T_P$ zwischen den Paketen (unkorrelierter, diskreter Fall)

Zuerst soll der extreme Fall von zeitlich weit entfernten, unkorrelierten Paketen (Abtastpunkten) als Referenz betrachtet werden. Man kann das Verhältnis der Summe der erfolgreich übertragenen Pakete zu den insgesamt gesendeten  $n_P$  Paketen als den Versuch einer Schätzung des Mittelwertes des Kanals ansehen. Die Abweichung der einzelnen Schätzung (Stichprobe) kann über die Varianz des Mittelwertes quantifiziert werden. Je größer die Varianz ist, desto stärker weicht der Empfang einzelner Dateien von dem Mittelwert ab.

Die Schätzung des Mittelwertes eines alternierenden Erneuerungsprozesses über den Mittelwert von  $n_P$  unabhängigen Stichproben ist erwartungstreu und besitzt eine Varianz von:

$$\sigma_{\text{uncorr}}^2 = \frac{1}{n_P} p_G \cdot p_B = \frac{1}{n_P} \frac{D_G \cdot D_B}{(D_G + D_B)^2}. \quad (6.8)$$

Die Wahrscheinlichkeitsverteilung der Gesamtanzahl der Pakete im guten Zustand folgt der Binomialverteilung. Die Unabhängigkeit entspricht dem Fall von in sehr großen Abständen gesendeten Paketen. Der dadurch entstehende unkorrelierte Fall besitzt bei gleicher Anzahl von Abtastpunkten die kleinste Varianz [Cox66].

### Varianz der Übertragung einer Datei in Paketen (korrelierter, diskreter Fall)

Nun soll der Abstand  $\Delta T_P$  der Pakete so klein werden, dass der Zustand des vorherigen Paketes einen merklichen Einfluss auf den Zustand des folgenden Paketes hat.

Die Mittelung über den mit  $n_P$  Paketen im Abstand  $\Delta T_P$  abgetasteten Kanal ist ebenfalls erwartungstreu, die Varianz der diskreten Abtastung ist (siehe [Cox66], S.96):

$$\sigma_{\Delta}^2 = \frac{D_G \cdot D_B}{n_P (D_G + D_B)^2} + \frac{2}{n_P^2 (D_G + D_B)} \sum_{k=1}^{n_P} (n_P - k) \omega(k \Delta T_P), \quad (6.9)$$

wobei  $\omega(k \Delta T_P)$  der folgenden Formel genügt:

$$\omega(k \Delta T_P) = \frac{D_G \cdot D_B}{D_G + D_B} \exp\left(-\frac{k \Delta T_P}{D_G} - \frac{k \Delta T_P}{D_B}\right). \quad (6.10)$$

Für eine große Anzahl von Abtastpunkten ( $n_P \rightarrow \infty$ ) nähert sich die Formel [Cox66], S.97:

$$\sigma_{\Delta}^2 = \frac{D_G \cdot D_B}{(D_G + D_B)^2} \cdot \frac{1 + \gamma}{1 - \gamma} = \sigma_{\text{uncorr}}^2 \cdot \frac{1 + \gamma}{1 - \gamma} \quad (6.11)$$

mit

$$\gamma = \exp\left(-\Delta T_P \left(\frac{1}{D_G} + \frac{1}{D_B}\right)\right). \quad (6.12)$$

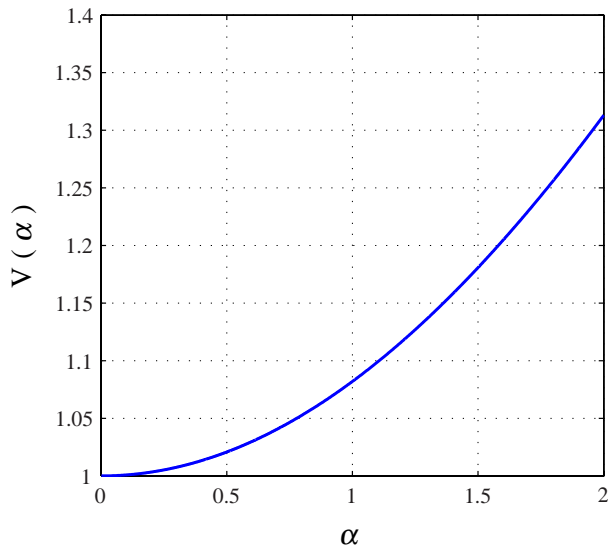


Abbildung 6.10: Darstellung der monotonen Funktion  $V(\alpha)$ , welche die Zunahme der Varianz eines abgetasteten Prozesses bezüglich des darunterliegenden kontinuierlichen Prozesses beschreibt

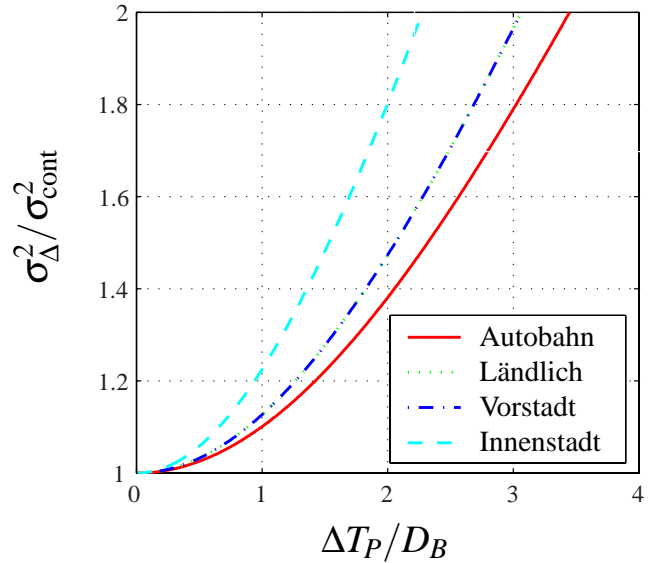


Abbildung 6.11: Entwicklung des Verhältnisses der Varianz eines Prozesses mit Abstand  $\Delta T_P$  zwischen den Abtastpunkten bezüglich des darunterliegenden kontinuierlichen Prozesses für die Parameter der verschiedenen Umgebungstypen

### Varianz des landmobilen Kanals in einem Zeitfensters (kontinuierlicher Fall)

Für eine kontinuierliche Messung über einen festen langen Zeitraum  $T_{Ges}$  ergibt sich durch Grenzwertübergang (siehe [Cox66], S.98):

$$\sigma_{cont}^2 = \frac{D_G \cdot D_B}{(D_G + D_B)^2} \cdot \frac{2D_G D_B}{T_{Ges} (D_G + D_B)} = \sigma_{uncorr}^2 \cdot \frac{n_P}{T_{Ges}} \frac{2D_G D_B}{(D_G + D_B)}. \quad (6.13)$$

Für eine solche kontinuierliche Übertragung kann man daraus folgende Erkenntnis gewinnen:

1. Die Varianz des kontinuierlichen Falls wird für stark unterschiedliche  $D_G$  und  $D_B$  durch das Verhältnis des Quadrats der kleineren mittleren Zustandsdauer zum Wert der größeren Zustandsdauer bestimmt. Für  $D_G \gg D_B$  ergibt sich:

$$\sigma_{cont}^2 = \frac{D_G^2 \cdot D_B^2}{(D_G + D_B)^3} \cdot \frac{2}{T_{Ges}} \approx \frac{D_B^2}{D_G} \cdot \frac{2}{T_{Ges}}. \quad (6.14)$$

2. Für gleichgroße mittlere Zustandsdauern ist die Varianz proportional der Zustandsdauer. Für  $D_G = D_B$  gilt:

$$\sigma_{cont}^2 = \frac{1}{4T_{Ges}} D_G. \quad (6.15)$$

3. Eine kontinuierliche Abtastung für lange Zeiträume besitzt eine ähnliche Varianz wie ein unkorrelierter Bernoulli-Prozess mit  $n_P = T_{Ges} \frac{D_G + D_B}{2D_G D_B}$  Abtastzeitpunkten.

### Vergleich kontinuierlicher und diskret abgetasteter Kanal

Interessanter ist jedoch das Verhältnis der Varianz des abgetasteten Prozesses zu der Varianz des kontinuierlichen Prozesses für gleiche Zeiträume  $T_{\text{Ges}} = n \cdot \Delta T_P$ . Es gilt :

$$V = \frac{\sigma_{\Delta}^2}{\sigma_{\text{cont}}^2} = \frac{1}{2} \left( \frac{\Delta T_P}{D_G} + \frac{\Delta T_P}{D_B} \right) \cdot \frac{1 + \gamma}{1 - \gamma}. \quad (6.16)$$

Für diesen Ausdruck ergibt sich mit

$$\alpha = \left( \frac{\Delta T_P}{D_G} + \frac{\Delta T_P}{D_B} \right) \quad (6.17)$$

$\gamma = e^{-\alpha}$  und eine Reihenentwicklung:

$$V(\alpha) = \frac{1}{2} \alpha \cdot \frac{1 + e^{-\alpha}}{1 - e^{-\alpha}} = \frac{1 - \frac{\alpha}{2} + \frac{\alpha^2}{2 \cdot 2!} - \frac{\alpha^3}{2 \cdot 3!} + \dots}{1 - \frac{\alpha}{2!} + \frac{\alpha^2}{3!} - \frac{\alpha^3}{4!} + \dots}. \quad (6.18)$$

Für  $\alpha \geq 0$  ist  $V(\alpha)$  eine langsam monoton steigende Funktion, mit dem Anfangswert 1 für  $\alpha = 0$ . Der Verlauf ist der Abbildung 6.10 zu entnehmen. In Abbildung 6.11 ist der Verlauf des Verhältnisses der Varianz des kontinuierlichen zum abgetasteten Prozess für die verschiedenen Umgebungen dargestellt.

### Schlussfolgerung

Mithilfe dieser Ergebnisse können nun die folgenden Schlussfolgerungen hinsichtlich der Abtastung des Prozesses vorgenommen werden:

1. Die Erhöhung der Varianz in Bezug auf den unkorrelierten Fall wird durch die kleinere der beiden mittleren Zustandsdauern dominiert. Daher reicht es für eine gewünschte Annäherung an diesen Fall, den zeitlichen Abstand nur im Verhältnis zu der kleineren der beiden Zustandsdauern groß zu wählen.
2. Die Erhöhung der Varianz in Bezug auf den kontinuierlichen Fall wird rasch kleiner, sobald  $\Delta T_P$  kleiner als die kleinere der beiden mittleren Zustandsdauern wird. Wenn beide Zustandsdauern etwa gleich groß sind, ist Annäherung an den kontinuierlichen Fall am langsamsten.

Diese Ergebnisse sollen kurz anhand typischer Parameter des Ku-Mobil-Systems konkretisiert werden.

Eine Abtastung mit einem Abstand  $\Delta T_P$  von einem Viertel der Länge der kleineren mittleren Zustandsdauer erhöht die Varianz um weniger als 2,1%. Daher ist in einem solchen Falle ein Übergang zur kontinuierlichen Analyse naheliegend.

Im vorgestellten System werden typischerweise Dateien in der Größenordnung von 1 MByte in der Form von mehr als 700 IP-Paketen übertragen. Da dies aus Aktualitätsgründen innerhalb einer Zeit von weniger als 5 Minuten geschehen soll und im Modell die kürzeste mittlere Zustandsdauer in der Autobahnumgebung zwei Sekunden lang ist, die zweite Konstante aber wesentlich größer



ist, ist eine Abtastung mit mindestens einem Viertel der mittleren Dauer des schlechten Zustands sogar für die maximalen Wert von  $T_{\text{Ges}}$  gewährleistet. Daher kann der kontinuierliche Fall zur Modellierung dieser Dateiübertragungen herangezogen werden.

Abschließend soll noch einmal darauf hingewiesen werden, dass es nicht immer positiv ist, die Varianz des Mittelwertes der erfolgreich empfangenen Pakete klein zu halten. Wenn Umgebungen auftreten, deren LOS-Anteil kleiner als die Coderate auf Dateiebene ist, führt eine kleine Varianz dazu, dass mit hoher Wahrscheinlichkeit die Übertragung fehlschlägt.

Eine Erhöhung der Varianz des Empfangsprozesses kann dann dazu führen, dass in einem solchen Falle wenigstens einige Übertragungen erfolgreich sind. Um dies zu erreichen, können Pakete in Blöcken zusammengefasst werden, welche jeweils im Burstmodus gesendet werden. Damit wird quasi die Anzahl der Abtastpunkte gegenüber dem Fall der gleichmäßigen Aussendung der Pakete reduziert. Eine Analyse bezüglich der Optimierung für diesen Fall findet sich in [MGO04].

Nachdem in diesem Abschnitt gezeigt wurde, dass die Übertragung der Dateien in Paketen im Ku-Mobil-System nur wenig von einer kontinuierlichen Übertragung abweicht, soll im folgenden Abschnitt das kontinuierliche Modell näher betrachtet werden.

## 6.3 Kontinuierliches Übertragungsmodell

Bezüglich der Decodierung gibt es zwei unterschiedliche Ansätze für die Bestimmung wichtiger Parameter, welche man aus dem kontinuierlichen Kanalmodell erhalten kann. Der herkömmliche Ansatz geht von einem festen Empfangsfenster der Länge  $T$  aus und betrachtet den Anteil im guten Zustand während dieser Zeit. Im vorliegenden System ist es jedoch bedeutsamer, die Zeit bis zur Decodierung der Datei zu betrachten, da der daran anschließende Zeitraum keinen Einfluss mehr auf das Empfangsverhalten der Datei hat. Wie in den folgenden Abschnitten gezeigt werden wird, ermöglicht dieser Wechsel der Ansicht eine leistungsfähige und handhabbare Beschreibung des Verhaltens der Dateiübertragungen.

Die Übertragungsdauer für eine Datei sei  $T_{\text{Ges}}$ , daran besitzt die Information den Anteil  $R \cdot T_{\text{Ges}}$  und die Redundanz den Anteil  $(1 - R) \cdot T_{\text{Ges}}$ . Um eine Datei erfolgreich empfangen zu können, muss von dem gesamten Transfer mindestens  $T_m = R \cdot T_{\text{Ges}}$  den Empfänger erreichen. Dieser Zusammenhang ist in Abbildung 6.12 graphisch dargestellt.

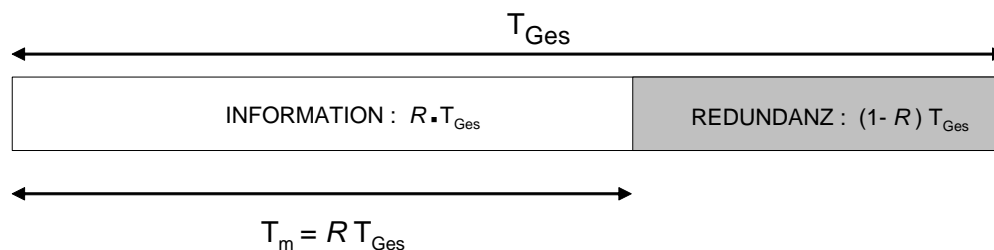


Abbildung 6.12: Parameter der kontinuierlichen Dateiübertragung

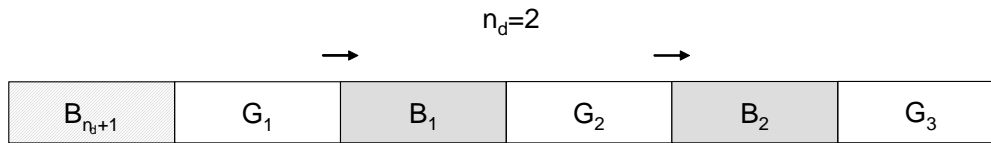


Abbildung 6.13: Abfolge der guten und schlechten Zustände

### 6.3.1 Zeit bis zur Decodierung einer Datei

Für das vorgestellte dateibasierende System ist diejenige Zeit nach dem Einschalten, bis zu der eine neue Datei empfangen werden konnte, ein wichtiges Qualitätskriterium. Im Folgenden soll untersucht werden, wie sich die Zeitdauern bis zu diesem Moment verteilen.

Die Gesamtdauer  $\tau$ , bis eine Datei decodiert werden kann, setzt sich zusammen aus der benötigten Zeit im guten Zustand  $T_m$ , der Verzögerung, da man sich zwischenzeitlich  $n_d$ -mal in schlechten Zuständen mit jeweils einer Zeitdauer  $T_{B_i}$  aufgehalten und einer zusätzlichen Verzögerung  $T_{B_{nd+1}}$ , falls man sich am Anfang der Übertragung im schlechten Zustandes aufgehalten hat:

$$\tau = T_m + \sum_{i=1}^{n_d} T_{B_i} + T_{B_{nd+1}}. \quad (6.19)$$

Es gilt  $T_{B_{nd+1}} = 0$ , wenn die Übertragung im guten Zustand beginnt. Die erfolgreiche Decodierung endet immer im guten Zustand, da nur während dieses Zustandes das letzte fehlende Paket eintreffen kann.

Im Folgenden wird von einer fehlerfreien und idealen Decodierung im guten Zustand ausgegangen. Wenn dies nicht der Fall sein sollte, kann man die zusätzlichen Fehler, wie am Ende im Abschnitt 6.2 nahegelegt, durch eine Vergrößerung der erforderlichen Länge im guten Zustand um einen Faktor  $v = k_r/k \cdot 1/(1 - p_{PB})$  näherungsweise in das Modell integrieren.

Die Herleitung der Formeln soll in zwei Schritten erfolgen. Wie im späteren Verlauf ersichtlich werden wird, kann man für den hier vorgestellten Ansatz das Kanalverhalten durch die Anzahl  $n_d$  der Übergänge vom guten in den schlechten Zustand und durch die jeweilige Summe der Zeiten im schlechten Zustand getrennt beschreiben.

Als Erstes soll das Verhalten der Anzahl der Übergänge  $n_d$  vom guten zum schlechten Zustand während der Decodierung näher betrachtet werden. Wenn man den Anfangszustand ignoriert, ist  $n_d$  zugleich die Anzahl der schlechten Zustände.

### 6.3.2 Wahrscheinlichkeit von $n_d$ Übergängen vom guten in den schlechten Zustand während der Dateidecodierung

Die Wahrscheinlichkeit, dass die Anzahl  $n_d$  der Übergänge in den schlechten Zustand bis zur Decodierung kleiner als  $N$  ist, ergibt sich aus der Wahrscheinlichkeit, dass die Zeit  $T_G$ , welche insgesamt in guten Intervallen verbracht wurde, größer als die notwendige Zeit  $T_m$  ist.  $T_G$  ist die Summe der Länge der  $i \leq n_d$  Intervalle  $T_{G_i}$  und somit:

$$P(n_d \leq N) = P(T_{G_1} + T_{G_2} + \dots + T_{G_{N+1}} \geq T_m). \quad (6.20)$$

Die Wahrscheinlichkeit von genau  $n_d$  Übergängen ist dann:

$$P(n_d) = P(n \leq n_d) - P(n \leq n_d - 1) . \quad (6.21)$$

$T_G$  wird nun als Zufallsvariable der Summe der im guten Zustand verbrachten Zeit definiert, in Abhängigkeit von der Anzahl der guten Intervalle:

$$T_G = \sum_{i=1}^{n'} T_{Gi} , \quad (6.22)$$

wobei  $n'$  die Anzahl der Intervalle mit guten Zuständen ist. Für  $n'$  gilt aufgrund seiner Definition

$$n' = n_d + 1 . \quad (6.23)$$

Aufgrund der Unabhängigkeit der Zufallsvariablen  $T_{Gi}$  voneinander kann die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion (PDF) von  $T_G$  als eine Faltung der Wahrscheinlichkeitsfunktionen von  $T_{Gi}$  berechnet werden [Pap91]:

$$f_{T_G} = f_{T_{G1}} * f_{T_{G2}} \dots * f_{T_{Gn'}} . \quad (6.24)$$

Für ein Markov-Kanalmodell ist  $T_{Gi}$  eine exponentiell verteilte Zufallsvariable. Die PDF von  $T_G$  lässt sich dann im Laplace-Bereich folgendermaßen darstellen [GI00]:

$$F_{T_G}(s) = \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n'}}{\left(s - \left(-\frac{1}{D_G}\right)\right)^{n'}} . \quad (6.25)$$

Durch Anwendung der inversen Laplace-Transformation kann die Funktion im Zeitbereich berechnet werden und es ergibt sich:

$$f_{T_G}(t) = \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n'}}{(n' - 1)!} \cdot t^{n'-1} \cdot e^{-\frac{t}{D_G}} . \quad (6.26)$$

Um die Wahrscheinlichkeit in Gl. (6.20) berechnen zu können, muss zuerst die Wahrscheinlichkeit bestimmt werden, dass  $T_G$  größer als  $T_m$  ist:

$$\begin{aligned} P(T_G > T_m) &= \int_{T_m}^{\infty} f_{T_G} dt \\ &= \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n'} \frac{1}{(n' - 1)!} \left( -D_G \cdot T_m^{n'-1} \cdot e^{-\frac{T_m}{D_G}} \right. \\ &\quad \left. + D_G(n' - 1) \cdot \left(-D_G \cdot T_m^{n'-2} e^{-\frac{T_m}{D_G}}\right) \right. \\ &\quad \left. + D_G \cdot (n' - 2)(\dots) \right) . \end{aligned} \quad (6.27)$$

Diese Formel lässt sich iterativ wie folgt darstellen:

$$P(T_G > T_m) = \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n'} \cdot \frac{1}{(n'-1)!} \cdot D_G \cdot e^{-\frac{T_m}{D_G}} \cdot G_{n'} \quad (6.28)$$

mit

$$G_{n'} = \left\{ \begin{array}{ll} 1 & n' = 1 \\ T_m^{n'-1} + G_{n'-1} \cdot (n'-1) \cdot D_G & n' > 1 \end{array} \right\}.$$

Nachdem die Wahrscheinlichkeit des Auftretens von genauso viel oder mehr Übergängen aus Gl. (6.28) bekannt ist, kann die Wahrscheinlichkeit, dass sich  $n_d$  Übergänge ereignen, zusammen mit Gl. (6.21), wie folgt ausgedrückt werden:

$$\begin{aligned} P\{n = n_d\} &= \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_d+1} \cdot \frac{1}{(n_d+1-1)!} \cdot D_G \cdot e^{-\frac{T_m}{D_G}} \cdot G_{n_d+1} \\ &\quad - \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_d} \cdot \frac{1}{(n_d-1)!} \cdot D_G \cdot e^{-\frac{T_m}{D_G}} \cdot G_{n_d}. \end{aligned} \quad (6.29)$$

In Abbildung 6.14 ist die Wahrscheinlichkeit für  $n$  Übergänge in Abhängigkeit der Gesamttransferdauer  $T_{\text{Ges}} = T_m/R$  im Bereich von 0 bis 300s angegeben.

Im Anhang A.7 findet sich die Herleitung der relativ komplizierten Formel zur Berechnung der Anzahl von Übergängen für ein festes Zeitfenster  $T$ . Bei der Formel für das feste Zeitfenster ist ferner darauf hinzuweisen, dass hierbei die Anzahl der Übergänge mit dem Auftreten von bestimmten Dauern sowohl im guten wie auch im schlechten Zustand korreliert ist.

Bei der hier betrachteten variablen Zeitlänge  $\tau = T_m + T_B$  bis zur Decodierung ist die Anzahl der Übergänge  $n_d$  nur von der Verteilung der Länge der guten Zustände abhängig und unabhängig von den Längen der schlechten Zustände. Die Gesamtdauer  $\tau$  der Decodierung hängt dann einzig von der Verteilung der Dauer und Anzahl der schlechten Zustände ab, welche ausschließlich über die Anzahl der Übergänge  $n_d$  mit dem Verhalten im guten Zustand verknüpft ist.

Als Nächstes wird daher die Verteilung der Zeit  $T_B$  bis zur Decodierung berechnet, wenn  $n_d$  gegeben ist.

### 6.3.3 Analyse der notwendigen Zeit bis zur Decodierung in Abhängigkeit von $n_d$

Die Zeit bis zur Decodierung  $\tau$  ist die Summe der Zeiten im schlechten Zustand und der Zeiten in guten Zustand. Zum Zeitpunkt der Decodierung ist definitionsgemäß die Gesamtdauer im guten Zustand  $T_G = T_m$ . Daher gilt auch immer  $\tau \geq T_m$ .

Es wird nun die Zeit berechnet, welche bis dahin im schlechten Zustand verbracht wurde, und zwar in Abhängigkeit von  $n_d$ :

$$\tau_{n_d} = \left(T_m + \sum_{i=1}^{n_d} T_{Bi}\right) \cdot p_G + \left(T_m + \sum_{i=1}^{n_d+1} T_{Bi}\right) \cdot p_B, \quad (6.30)$$

wobei  $p_G$  und  $p_B$  die Wahrscheinlichkeit ist, im guten beziehungsweise schlechten Zustand zu beginnen.

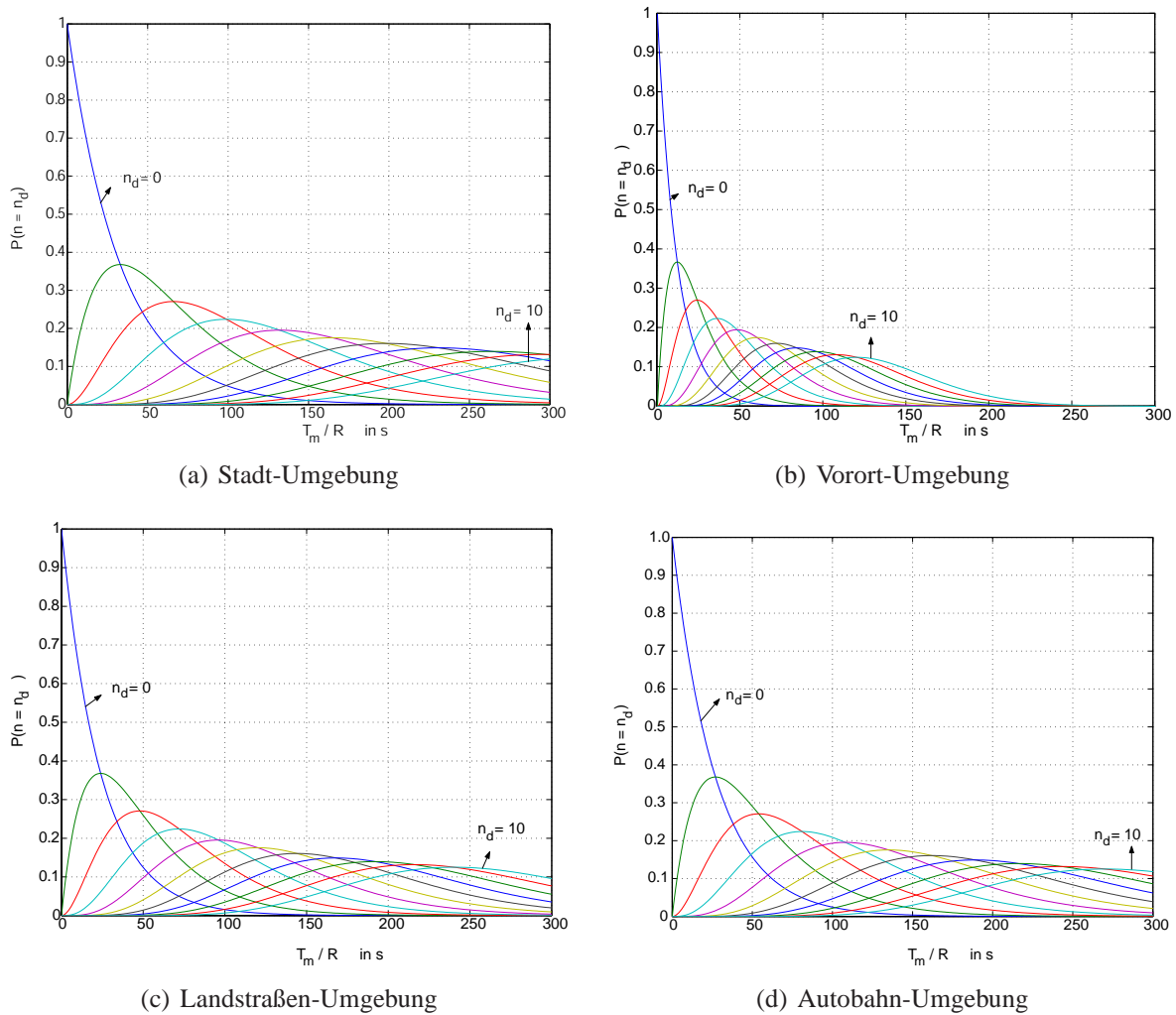


Abbildung 6.14: Wahrscheinlichkeiten,  $n_d = 0 \dots 10$  Übergänge während der Decodierung bei einer Coderate von  $R = 2/3$  für die 4 Umgebungen zu erhalten.

Da wiederum alle  $T_{B_i}$  exponentialverteilte Zufallsvariablen sind, kann die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion für eine Gesamtdauer des schlechten Zustand  $t$  berechnet werden als:

$$f_{T_B}(t|n_d) = f_{T_{B_1}}(t) * f_{T_{B_2}}(t) * \dots * f_{T_{B_{n_d}}}(t). \quad (6.31)$$

Es ergibt sich:

$$f_{T_B}(t|n_d) = \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_d}}{(n_d - 1)!} \cdot t^{n_d-1} \cdot e^{-\frac{t}{D_B}}. \quad (6.32)$$

Die Gesamtdauer im guten Zustand ist konstant  $T_m$ , so dass ihre Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion  $f_{T_G}(t|n_d)$  eine Delta-Distribution bei  $t = T_m$  ist und ihr Integral die Sprungfunktion  $u(t - T_m)$ :

$$f_{T_G}(t|n_d) = \delta(t - T_m). \quad (6.33)$$

Nachdem nun  $f_{T_B}(t|n_d)$  bekannt ist, kann man die Wahrscheinlichkeitsdichte  $\tau_{n_d}$  als Faltung von  $f_{T_B}(t|n_d)$  und  $f_{T_G}(t|n_d)$  darstellen. Dabei muss sowohl der gute wie auch der schlechte Anfangszu-

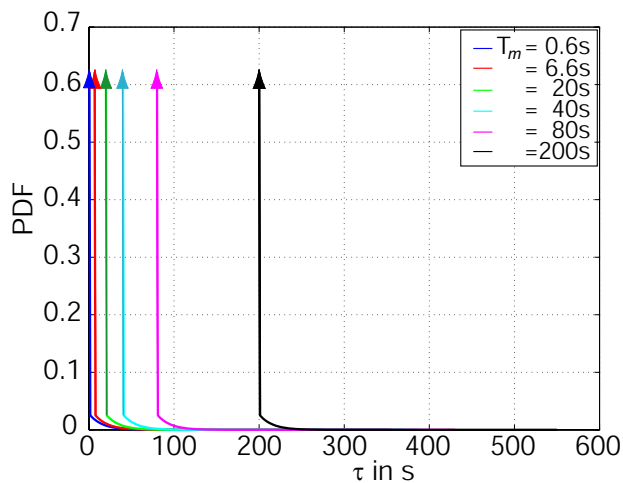


Abbildung 6.15: PDF von  $\tau$  für  $n_d = 0$  in der Stadt-Umgebung für verschiedene  $T_m$

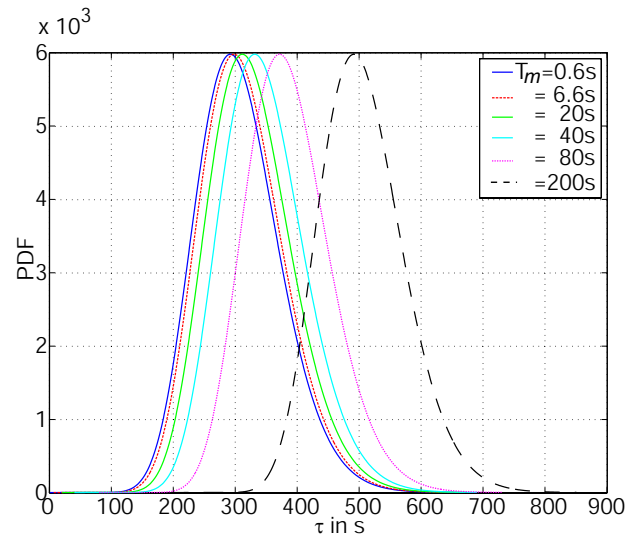


Abbildung 6.16: PDF von  $\tau$  für  $n_d = 20$  in der Stadt-Umgebung für verschiedene  $T_m$

stand berücksichtigen werden:

$$f_{\tau}(t|n_d) = \begin{cases} \delta(t - T_m) \cdot p_G + \frac{1}{D_B} \cdot e^{-\frac{t-T_m}{D_B}} \cdot p_B & n_d = 0 \\ \left[ \frac{(\frac{1}{D_B})^{n_d} (t-T_m)^{n_d-1}}{(n_d-1)!} \cdot e^{-\frac{(t-T_m)}{D_B}} u(t - T_m) \right] \cdot p_G & n_d \geq 1 \\ + \left[ \frac{(\frac{1}{D_B})^{(n_d+1)} (t-T_m)^{n_d}}{n_d!} e^{-\frac{(t-T_m)}{D_B}} u(t - T_m) \right] \cdot p_B . & \end{cases}$$

In Abbildung 6.15 ist die Wahrscheinlichkeitsdichteverteilung (PDF) für die Wartezeiten  $\tau$  bis zur Decodierung angegeben, wenn  $n_d = 0$  gilt.

Es ergibt sich eine Dirac-Distribution bei  $T = T_m$ , falls der Empfang im guten Zustand begonnen wurde. Wenn der Empfang im schlechten Zustand begonnen wurde, ergibt sich ein exponentieller Abfall der Wahrscheinlichkeitsdichte.

In Abbildung 6.16 sind die Verteilungen für  $n_d = 20$  dargestellt. Man erkennt die Annäherung nach dem zentralen Grenzwertsatz an die Gauß-Verteilung um den Mittelwert  $T_m + n_d \cdot D_B$ .

Zusammen mit den in Abschnitt 6.3.2 hergeleiteten Wahrscheinlichkeiten der Anzahl der Übergänge  $n_d$  lässt sich nun die PDF der Zeiten bis zur Decodierung berechnen und verschiedene Eigenschaften des Übertragungssystems untersuchen.

### 6.3.4 Verzögerung bis zur Decodierung wichtiger Dateien

Im Gegensatz zu Musik und normalen Wortbeiträgen gibt es Inhalte bei denen es sehr wichtig ist, dass sie möglichst schnell empfangen werden. Dies ist vor allem der Nachrichtenüberblick, den man auch gerne auf kurzen Strecken empfangen möchte.

Der Empfänger schaltet also zu einem zufälligen Zeitpunkt ein und erwartet, innerhalb von einer kurzen Zeitspanne die Nachrichtendatei zu empfangen. Für den Empfänger sei dabei die Zeitspanne besonders wichtig, welche er maximal warten muss.

Daraus ergeben sich zwei Konsequenzen:

- Die Ausstrahlung muss eine reguläre Struktur auf der Zeitachse aufweisen.
- Die Ausstrahlung sollte kontinuierlich mit einem ratenlosen Code erfolgen.

Die erste Aussage leitet sich aus der Tatsache her, dass der Benutzer sich zu einem beliebigen Zeitpunkt einschalten kann. Das Übertragungsschema muss sich also zeitlich wiederholen und man kann keinen Zeitpunkt besonders auszeichnen. Allerdings besteht immer noch die Möglichkeit, die Datei beispielsweise in regelmäßigen Bursts auszustrahlen.

Wenn allerdings das Kriterium lautet, die maximalen Wartezeiten zu betrachten, muss man vor allem den ungünstigsten Einschaltzeitpunkt und die ungünstigsten Kanalkombinationen betrachten. Da die kontinuierliche Ausstrahlung keine Zeitpunkte bevorzugt oder benachteiligt, ist ein kontinuierliches Ausstrahlungsschema für diesen Zweck besonders geeignet. Die ideale ratenlose Codierung erlaubt dabei, die Datei zu decodieren, sobald genügend viele Pakete empfangen wurden. Dadurch ist kein Zeitpunkt beziehungsweise Paket innerhalb der kontinuierlichen Übertragung gegenüber einem anderen Zeitpunkt besonders ausgezeichnet.

Bei einer kontinuierlichen Übertragung stellt sich nun die Frage, welche Bandbreite benötigt wird, um eine maximale Verzögerung mit hoher Wahrscheinlichkeit nicht zu überschreiten.

Bei einer unendlich großen Bandbreite, würde der Empfänger die Datei augenblicklich erhalten, sobald er in den guten Zustand übergeht. Die maximale Zeit  $T_W$  bis zum Empfang der Nachrichten mit einer Wahrscheinlichkeit von  $p_M = 99\%$  basiert auf der Wahrscheinlichkeit sich anfangs nicht im guten Zustand zu befinden und dann warten zu müssen, dass  $(99\% - p_G)$  dieser Benutzer decodieren konnten:

$$T_W = -D_B \ln \left( 1 - \frac{p_M - p_G}{1 - p_G} \right). \quad (6.34)$$

Da Bandbreite kostbar ist, kann nur ein Teil der Gesamtdatenrate  $D_{Br}$  für die Übertragung der Nachrichtendatei genutzt werden. Die Übertragung findet im Multiplex mit einer verwendeten Teildatenrate  $D_T = m_u \cdot D_{Br}$  statt. Daraufhin kann die Zeit  $T_m$ , welche im guten Zustand verbracht werden muss, um die Datei decodieren zu können, als Quotient der Dateilänge  $L_D$  und der Teildatenrate berechnet werden. Um die notwendige Datenrate niedrig zu halten, wird eine solche Nachrichtendatei kurz gehalten und besonders stark komprimiert, so dass sich typische Dateigrößen im Bereich von 500 KByte bewegen.

Die Ergebnisse finden sich in Abbildung 6.17. Bis zu einer Datenrate von 100-200 kbit/s verkürzt sich die Wartezeit stark. Höhere Datenraten erlauben nur noch eine geringfügige Verbesserung der maximalen Wartezeit.

Im Bereich oberhalb von 200 kbit/s wird die notwendige Zeit  $T_m$  im guten Zustand zu verbleiben kleiner als 20 Sekunden und nähert sich damit der Größenordnung der mittleren Dauer  $D_B$  im schlechten Zustand. Diejenigen Benutzer, welche anfänglich im schlechten Zustand waren, dominieren die Wartezeit und es ergibt sich, wie oben geschildert, ein Grenzwert aufgrund der Dauer bis diese Benutzer den schlechten Zustand verlassen.

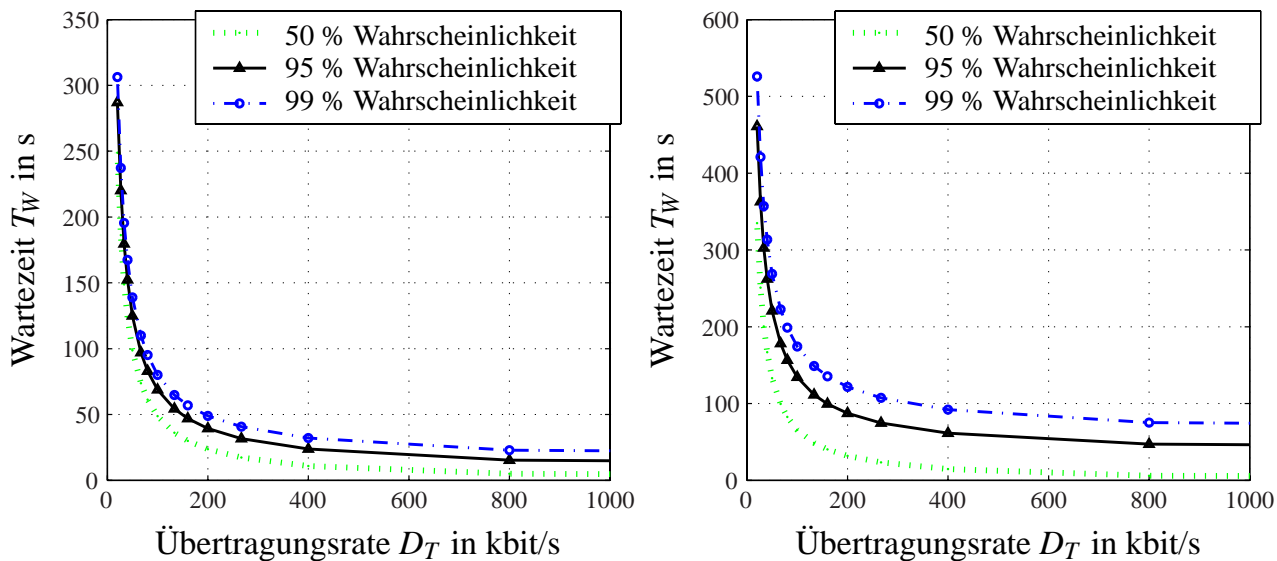


Abbildung 6.17: Maximale Wartezeit  $T_W$  bis zur Decodierung einer kontinuierlichen Übertragung einer Nachrichtendatei mit 500 KByte Größe bei einer Datenrate  $D_T$  für verschiedene Wahrscheinlichkeiten  $p_M$  in der Landstrassen-Umgebung (links) und der Stadt-Umgebung (rechts)

Für kleine Übertragungsraten steigt die Wartezeit stark an. Bei genauer Betrachtung kann man jedoch feststellen, dass die Wartezeit selbst in der Stadt-Umgebung und einer Datenrate von 50 kbit/s mit 99% Wahrscheinlichkeit unterhalb von 5 Minuten liegt. Dies ist erheblich kürzer als zum Beispiel bei Bayern 5, welche die Nachrichten in einem 15-Minuten Rhythmus senden.

Bei extrem kleinen Übertragungsraten unterhalb von 10 kbit/s sagt das kontinuierliche Modell zu gute Werte voraus, da in Wirklichkeit nur noch einzelne Pakete mit einem großen zeitlichen Abstand versendet werden, was die Voraussetzung des Modells verletzt. In diesem Fall muss auf das diskrete Modell zurückgegriffen werden, dessen Eigenschaften stark von der Anzahl der Pakete pro Datei abhängig ist.

Eine Analyse zu Alternativen zu ratenlosen Codes und deren Auswirkungen in diesem Zusammenhang finden sich im Übrigen in Abschnitt 8.3.

### 6.3.5 Empfangswahrscheinlichkeit bei einer Dateiübertragung

Bei Musikdaten und anderen Dateien, welche nicht zeitkritisch sind und im Notfall durch Andere ersetzt werden können, sollte die Datei jedoch nur in Ausnahmefällen wiederholt werden, damit möglichst viel unterschiedlicher Inhalt übertragen werden kann.

In diesem Fall ist es interessant festzustellen, ob bei einer begrenzten Ausspieldauer  $T_{Ges}$  eine Datei erfolgreich empfangen werden kann.

Basierend auf den Verteilungen der Dauer des schlechten Zustandes bei  $n_d$  Übergängen kann die Wahrscheinlichkeit bestimmt werden, dass  $P(T_B > (T_{Ges} - T_m))$  wird. Dies ist die Wahrscheinlichkeit, dass die eigentlich notwendige Empfangszeit länger als die gesamte Ausstrahlungszeit der Datei  $T_{Ges}$  ist und damit die Dateiübertragung fehlschlägt.



Es gilt:

$$\begin{aligned}
 P(T_B > (T_{\text{Ges}} - T_m)) &= \int_{T_{\text{Ges}} - T_m}^{\infty} f_{T_B}(t) dt \\
 &= \left( \frac{1}{D_B} \right)^{n_d} \cdot \frac{1}{(n_d - 1)!} \\
 &\quad \left( -D_B (T_{\text{Ges}} - T_m)^{n_d - 1} \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} \right. \\
 &\quad \left. + D_B (n_d - 1) \left[ -D_B (T_{\text{Ges}} - T_m)^{n_d - 2} \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} \right. \right. \\
 &\quad \left. \left. + D_B (n_d - 2) \cdot (\dots) \right] \right) .
 \end{aligned} \tag{6.35}$$

Auch diese Gleichung lässt sich iterativ darstellen:

$$P(T_B > (T_{\text{Ges}} - T_m)) = \left( \frac{1}{D_B} \right)^{n_d} \cdot \frac{1}{(n_d - 1)!} \cdot D_B \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} \cdot B_{n_d} \tag{6.36}$$

$$B_{n_d} = \begin{cases} 1 & n_d = 1 \\ (T_{\text{Ges}} - T_m)^{n_d - 1} + (n_d - 1) D_B B_{n_d - 1} & n_d > 1 . \end{cases} \tag{6.37}$$

Abschließend werden die beiden möglichen Startzustände berücksichtigt und es ergibt sich aus Gl. (6.37) die Wahrscheinlichkeit  $P(\tau > T_{\text{Ges}} | n_d)$ :

$$P(\tau > T_{\text{Ges}} | n_d) = \begin{cases} p_B \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} & n_d = 0 \\ \left[ \frac{\left( \frac{1}{D_B} \right)^{n_d}}{(n_d - 1)!} D_B \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} B_{n_d} \right] p_G + & \\ \left[ \frac{\left( \frac{1}{D_B} \right)^{n_d + 1}}{n_d!} D_B \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} B_{n_d + 1} \right] p_B & n_d \geq 1 . \end{cases}$$

Für die Dateifehlerwahrscheinlichkeit  $p_D(T_{\text{Ges}})$  gilt:

$$p_D(T_{\text{Ges}}) = \sum_{i=0}^{\infty} P(\tau > T_{\text{Ges}} | i) P(n_d = i) . \tag{6.38}$$

Diese Berechnungsweise ist möglich, da  $n_d$  nur von der Verteilung der Zeit im guten Zustand abhängt.

### 6.3.6 Dauer bis zur Erkenntnis, nicht decodieren zu können

Für das später beschriebene vorausschauende Multicast-Schema (Abschnitt 8.4) ist eine komplementäre Größe von Interesse und zwar die zeitliche Verteilung, ab wann der Empfänger weiß, dass bei einer vorgegebenen Übertragungsdauer  $T_{\text{Ges}}$  die Datei nicht mehr decodiert werden kann.

Dies ist der Fall, wenn die im schlechten Zustand verbrachte Zeit  $T_B$  größer als die Differenz zwischen  $T_{Ges}$  und der notwendigen Zeit im guten Zustand  $T_m$  wird.

In diesem Moment ist der Empfänger im schlechten Zustand und die gesamte im schlechten Zustand verbrachte Zeit ist  $T_{Bm} = T_{Ges} - T_m$ .

Es lässt sich wiederum die Wahrscheinlichkeit für die verschiedene Anzahl von Übergängen - diesmal vom schlechten zum guten Zustand - berechnen und damit die Verteilungen für die Wahrscheinlichkeit dieses Zeitpunktes.

Die Gleichungen sind daher genauso aufgebaut wie im vorherigen Fall, nur sind die Rollen des guten und schlechten Zustandes getauscht. Für die Wahrscheinlichkeitsdichte  $f_\omega$ , dass der Empfänger zu einem Zeitpunkt  $t \geq T_{Bm}$  erkennt, dass er nicht decodieren kann, gilt:

$$f_\omega(t|n_{d^*}) = \begin{cases} \delta(t - T_{Bm}) \cdot p_B + \frac{1}{D_G} \cdot e^{-\frac{t-T_{Bm}}{D_G}} \cdot p_G & n_{d^*} = 0 \\ \left[ \frac{(\frac{1}{D_G})^{n_{d^*}} (t-T_{Bm})^{n_{d^*}-1}}{(n_{d^*}-1)!} \cdot e^{-\frac{(t-T_{Bm})}{D_G}} u(t - T_{Bm}) \right] \cdot p_B & n_{d^*} \geq 1 \\ + \left[ \frac{(\frac{1}{D_G})^{(n_{d^*}+1)} (t-T_{Bm})^{n_{d^*}}}{n_{d^*}!} e^{-\frac{(t-T_{Bm})}{D_G}} u(t - T_{Bm}) \right] \cdot p_G & \end{cases}$$

und die Wahrscheinlichkeit der Anzahl der Übergänge in den schlechten Zustand  $n_{d^*}$  in dieser Zeit ist:

$$P\{n = n_{d^*}\} = \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_{d^*}+1} \cdot \frac{1}{(n_{d^*}+1-1)!} \cdot D_B \cdot e^{-\frac{T_{Bm}}{D_B}} \cdot B_{n_{d^*}+1} - \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_{d^*}} \cdot \frac{1}{(n_{d^*}-1)!} \cdot D_B \cdot e^{-\frac{T_{Bm}}{D_B}} \cdot B_{n_{d^*}} \quad (6.39)$$

Basierend auf dem hier vorgestellten dateorientierten Ansatz lassen sich zwei weitere interessante Größen berechnen. Zuerst soll der Fall eines zufälligen Einschaltens am Empfänger betrachtet werden, bevor am Ende des Abschnitts auf die Korrelation zwischen dem Kanalzustand nach Abschluss der Dateiübertragung und dem Eintreten eines Misserfolgs der Übertragung eingegangen wird.

### 6.3.7 Verhalten der Dateifehlerwahrscheinlichkeit bei zufälligem Einschalten

Nachdem die Dateifehlerwahrscheinlichkeit vorher für den Fall berechnet wurde, dass der Empfänger vor der Dateiübertragung bereits empfangsbereit ist, soll nun das Verhalten untersucht werden, wenn der Benutzer zu einem zufälligen Zeitpunkt  $t_0$  einschaltet. Dadurch ist bereits ein Teil der Übertragung  $\delta T$  verloren gegangen. Es gilt:

$$P(\text{1. Datei erfolgreich} | n_d) = \int_0^{T_{\text{Ges}} - T_m} f_{T_0}(t_0) \cdot P(\tau < (T_{\text{Ges}} - t_0) | n_d) dt_0. \quad (6.40)$$

Wenn man davon ausgeht, dass  $t_0$  relativ zur Dateilänge im Bereich 0 und  $T_{\text{Ges}}$  gleichverteilt ist, ergibt sich daraus:

$$f_{T_0}(t_0) = \frac{1}{T_{\text{Ges}}} \quad t_0 \in [0, T_{\text{Ges}}]. \quad (6.41)$$

Damit ist die Wahrscheinlichkeit:

$$\begin{aligned} P(\text{1. Datei erfolgreich} | n_d) &= \frac{1}{T_{\text{Ges}}} \int_0^{T_{\text{Ges}} - T_m} P(\tau < T_{\text{Ges}} - t_0 | n_d) dt_0 \\ &= \frac{T_{\text{Ges}} - T_m}{T_{\text{Ges}}} - \frac{1}{T_{\text{Ges}}} \int_0^{T_{\text{Ges}} - T_m} P(\tau > T_{\text{Ges}} - t_0 | n_d) dt_0. \end{aligned} \quad (6.42)$$

Um die Herleitung übersichtlicher zu gestalten, sollen zwei Abkürzungen eingeführt werden. Die zusätzliche vorhandene Zeit der Übertragung, welche nicht zur Decodierung benötigt wird, sei  $T_E = (T_{\text{Ges}} - t_0 - T_m)$ . Eingesetzt in Gl. (6.37) ergibt dies folgenden Ausdruck:

$$B_{n_d}(T_E) = T_E^{n_d-1} + (n_d - 1) \cdot D_B \cdot T_E^{n_d-2} + (n_d - 1) \cdot (n_d - 2) \cdot D_B^2 \cdot T_E^{n_d-3} + \dots \quad (6.43)$$

Die zweite Definition sei:

$$\alpha_{n_d, k} = \frac{(n_d - 1)!}{(n_d - k)!} \cdot D_B^{k-1}. \quad (6.44)$$

Gleichung (6.43) kann dann wie folgt geschrieben werden:

$$B_{n_d}(T_E) = \alpha_{n_d, 1} \cdot T_E^{n_d-1} + \alpha_{n_d, 2} \cdot T_E^{n_d-2} + \alpha_{n_d, 3} \cdot T_E^{n_d-3} + \dots \quad (6.45)$$

Das Integral von Gl. 6.42 ist dann:

$$i_{n_d} = \frac{1}{T_{\text{Ges}}} \int_0^{T_{\text{Ges}} - T_m} P(\tau > T_{\text{Ges}} - t_0 | n_d) dt_0 \quad (6.46)$$

$$= \frac{1}{T_{\text{Ges}}} \int_0^{T_{\text{Ges}} - T_m} B_{n_d}(T_E) \cdot e^{-\frac{T_E}{D_B}} dT_E \quad (6.47)$$

$$= \frac{1}{T_{\text{Ges}}} n_d! \cdot D_B^{n_d} - \frac{D_B}{T_{\text{Ges}}} \cdot e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}} \sum_{k=1}^{n_d} \alpha_{n_d, k} \cdot B'_{n_d - k + 1}, \quad (6.48)$$

mit

$$B'_{n_d} = \begin{cases} 1 & n_d = 1 \\ (T_{\text{Ges}} - T_m)^{n_d-1} + B'_{n_d-1} \cdot (n_d - 1) \cdot D_B & n_d > 1 \end{cases} \quad (6.49)$$

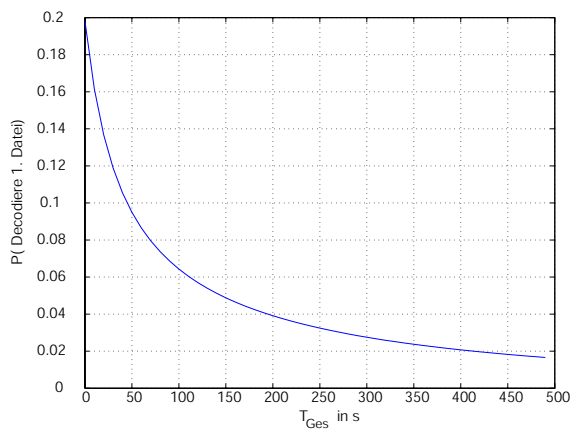
Die Wahrscheinlichkeit ergibt sich zu:

$$P(\text{1. Datei erfolgreich} | n_d) = \frac{T_{\text{Ges}} - T_m}{T_{\text{Ges}}} \cdot \begin{cases} \frac{D_B}{T_{\text{Ges}}} \cdot p_B \cdot \left(1 - e^{-\frac{(T_{\text{Ges}} - T_m)}{D_B}}\right) & n_d = 0 \\ \left[ \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_d}}{(n_d - 1)!} \cdot D_B \cdot i_{n_d} \right] p_G & n_d \geq 1 \\ + \left[ \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_d + 1}}{n_d!} \cdot D_B \cdot i_{n_d + 1} \right] p_B & \end{cases}$$

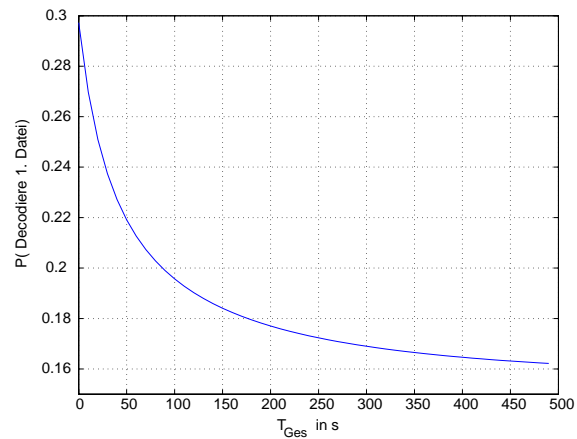
Es gilt:

$$P(\text{Decodiere 1. Datei}) = \sum_{\forall i} P(\text{1. Datei erfolgreich} | n_d = i) \cdot P(n_d = i). \quad (6.50)$$

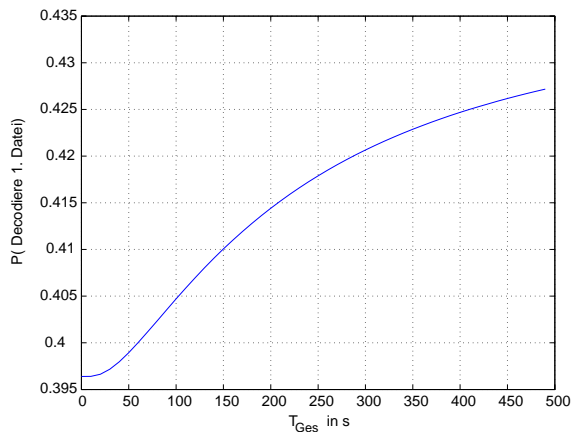
In Abbildung 6.18 sind die Ergebnisse für die Stadt-Umgebung für unterschiedliche Coderaten dargestellt.



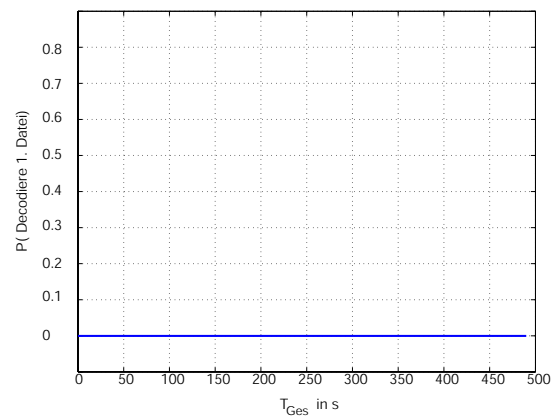
(a)  $R=2/3$



(b)  $R=1/2$



(c)  $R=1/3$



(d)  $R=1$

Abbildung 6.18: Wahrscheinlichkeit, die erste Datei in der Stadt-Umgebung (Wahrscheinlichkeit des guten Zustand  $p_G = 0,6$ ) erfolgreich decodieren zu können, bei zufälligem Einschaltzeitpunkt

Für  $T_{\text{Ges}} \rightarrow 0$  ergibt sich eine Decodierwahrscheinlichkeit von  $(1 - R) \cdot p_G$ . Anders ist das Verhalten für große  $T_{\text{Ges}} \rightarrow \infty$ . Wenn der LOS-Anteil größer als die Coderate ist, wird ein Anteil  $1 - (R/p_G)$  der Dateien decodiert. Ist der LOS-Anteil kleiner als die Coderate, wird eine Decodierung der Datei mit zunehmendem  $T_{\text{Ges}}$  immer unwahrscheinlicher.

### 6.3.8 Korrelation des letzten Zustandes mit dem Decodierergebnis

Im vorhergehenden Abschnitt wurde der erste Dateitransfer betrachtet. Es stellt sich die Frage, was passiert, wenn der erste Dateitransfer misslingt. Welche Wahrscheinlichkeit ergibt sich dann, dass der zweite oder dritte Dateitransfer erfolgreich ist?

Es ist dabei nicht zulässig, eine statistisch unkorrelierte Übertragung anzunehmen, da der Zustand, in dem der erste Dateitransfer endet, mit dem Ereignis  $\Omega$ , dass die Datei nicht decodiert werden konnte, korreliert ist. Die bedingten Wahrscheinlichkeiten für die beiden Zustände sollen nun berechnet werden. Ähnlich wie bei der Herleitung des Falles für die Decodierzeiten wird die Berechnung dadurch ermöglicht, dass für die Summe einer der beiden Zustände eine Einschränkung vorgenommen werden kann. Zuerst soll jedoch noch der Sonderfall des zu späten Einschaltens betrachtet und für die weiteren Berechnungen ausgeschlossen werden.

Wie in Abschnitt 6.3.7 beschrieben, existiert eine maximal Schranke ( $t_0 > T_{\text{Ges}} - T_m$ ) für den Einschaltzeitpunkt des Empfängers relativ zur ersten Datei. Wenn der Empfänger später als diese Schranke eingeschaltet wird, ist eine Decodierung der Datei unter keinen Umständen möglich. In diesem Fall ist der Kanalzustand vollkommen unkorreliert mit dem Ereignis  $\Omega$ , dass die Datei nicht decodiert werden konnte.

Die Wahrscheinlichkeit für den schlechten Zustand bei Beginn der zweiten Übertragung ist für diesen Fall einfach:

$$P(\text{B}|\Omega, t_0 > (T_{\text{Ges}} - T_m)) = \frac{p_B}{p_B + p_G}. \quad (6.51)$$

Es soll nun der Fall  $t_0 \leq T_{\text{Ges}} - T_m$  betrachtet werden. Dann besteht für den Empfänger die Möglichkeit, dass die Datei decodiert werden kann. Es sei  $\Omega_Z$  das Ereignis, dass die Datei nicht decodiert wurde und der Kanal sich am Ende der Übertragung im Zustand  $Z$  befindet.

Unter dieser Voraussetzung können bei Nichtdecodierung 4 Fälle unterschieden werden:

- Beginn im guten Zustand, Ende im schlechten Zustand,  $\Omega_B$
- Beginn im guten Zustand, Ende im guten Zustand,  $\Omega_G$
- Beginn im schlechten Zustand, Ende im guten Zustand,  $\Omega_G$
- Beginn im schlechten Zustand, Ende im schlechten Zustand,  $\Omega_B$ .

Zuerst soll die Wahrscheinlichkeit berechnet werden, dass es, ausgehend vom guten Zustand  $Z(t_0) = G$ , im Zeitpunkt  $t_0$  eine ungerade Summe von Übergängen  $n = (n_G - 1) + n_B$  gibt. Dabei sei die Zahl der guten Zustände  $n_G$  und die Zahl der schlechten Zustände  $n_B$ . Eine ungerade Anzahl der Summe  $n$  ist gleichbedeutend mit der Aussage, dass am Ende der schlechte Zustand vorhanden ist  $Z(T_{\text{Ges}}) = B$ , siehe Abbildung 6.19 für ein Beispiel mit  $n = 3$  Übergängen.

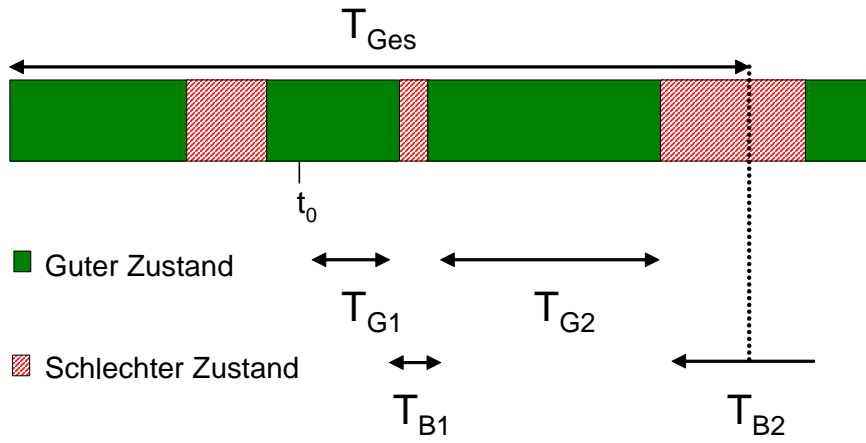


Abbildung 6.19: Ungerade Anzahl Übergänge, bei Beginn im guten Zustand

Der Fall, dass keine Decodierung möglich ist, tritt ein, wenn für eine gegebene Anzahl von Transitionen die Summe der Zeit im guten Zustand  $T_G(n_G) = \sum T_{Gi}$  kleiner als  $T_m$  ist. Ferner gilt für die Summe der schlechten Zustände  $T_B$ :

$$T_B(n_B) = \sum_{i=1}^{n_B} T_{Bi} > T_{Ges} - t_0 - T_G(n_G) ,$$

da es sonst weitere Transitionen innerhalb des Zeitfensters gegeben müsste. Gleichzeitig gilt aber auch:

$$T_B(n_B - 1) = \sum_{i=1}^{n_B-1} T_{Bi} < T_{Ges} - t_0 - T_G(n_G) ,$$

da sonst bereits bei der vorherigen Transition die Gesamtzeit größer als  $T_{Ges}$  geworden wäre.

Die Wahrscheinlichkeit, im guten Zustand zu beginnen, eine ungerade Anzahl von Transitionen  $n > 0$  durchzuführen und nicht decodieren zu können, kann dann folgendermaßen beschrieben werden:

$$P(\Omega_B, n, Z(t_0) = G) = P_G \cdot \int_0^{T_m} f_{T_G}(t|n_G) \cdot \int_{T_{Ges}-t_0-t}^{\infty} (f_{T_B}(t'|n_B) - f_{T_B}(t'|(n_B-1))) dt' dt$$

$$\forall n \quad \text{mod} 2 = 1 .$$

Es sei  $f_{T_Z}(t|i)$  die Wahrscheinlichkeitsdichte, dass die Summe von  $i$  Auftritten des Zustandes  $Z$  die Zeit  $t$  andauere. Wie in Gleichung (6.32) für den schlechten Fall gezeigt, leitet sich dies aus einer  $n$ -fachen Faltung her und es gilt für  $i > 0$ :

$$f_{T_Z}(t|i) = \frac{\left(\frac{1}{D_Z}\right)^i}{(i-1)!} \cdot t^{i-1} e^{-\frac{t}{D_Z}} . \quad (6.52)$$

Ferner sei  $f_{T_Z}(0, t) = \delta(t)$ .

Damit ergibt sich für  $n$  ungerade:

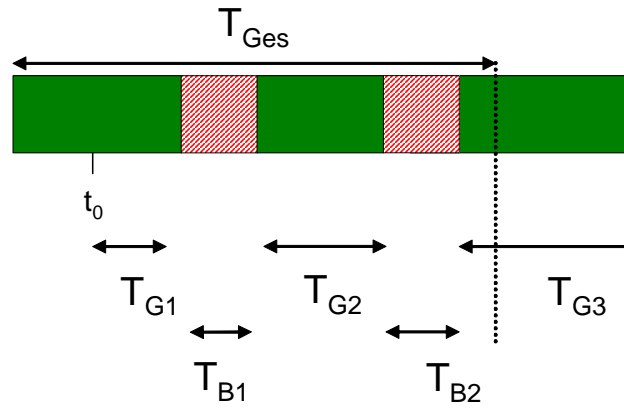


Abbildung 6.20: Gerade Anzahl Übergänge, bei Beginn im guten Zustand

$$\begin{aligned}
 P(\Omega_B, n, Z(t_0) = G) &= p_G \cdot \int_0^{T_m} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{(n_G - 1)!} \cdot t^{n_G - 1} e^{-\frac{t}{D_G}} \int_{T_{\text{Ges}} - t_0 - t}^{\infty} \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B} \cdot t'^{n_B - 1} \cdot e^{-\frac{t'}{D_B}} \\
 &\quad - \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B - 1}}{(n_B - 2)!} \cdot t'^{n_B - 2} \cdot e^{-\frac{t'}{D_B}}) dt' dt \\
 &= p_G \cdot \int_0^{T_m} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{(n_G - 1)!} \cdot t^{n_G - 1} e^{-\frac{t}{D_G}} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B - 1}}{(n_B - 1)!} \cdot (T_{\text{Ges}} - t_0 - t)^{n_B - 1} \cdot e^{T_{\text{Ges}} - t_0 - t} dt
 \end{aligned} \tag{6.53}$$

$$\forall n \pmod{2} = 1.$$

Wenn die Anzahl der Transitionen gerade ist und damit  $n/2 = n_B = n_G - 1$  endet die Decodierung im guten Zustand. Die Summe der Zeit im guten Zustand ist unbestimmt, da der gute Zustand auch nach Ablauf der Dateiübertragung anhalten kann, siehe Abbildung 6.20.

Die Aussage, dass es zu keiner Decodierung der Datei kommt, ist in diesem Fall durch die Bedingung erfüllt, dass für die Zeit im schlechten Zustand gilt  $T_B > (T_{\text{Ges}} - t_0 - T_m)$ . Ferner muss auch  $T_B < (T_{\text{Ges}} - t_0)$  gelten, damit überhaupt Übergänge in die guten Zustände möglich sind.

Es gilt für diesen Fall:

$$\begin{aligned}
 P(\Omega_G, n, Z(t_0) = G) &= p_G \cdot \int_{T_{\text{Ges}} - t_0 - T_m}^{T_{\text{Ges}} - t_0} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{(n_B - 1)!} \cdot t^{n_B - 1} e^{-\frac{t}{D_B}} \int_{T_{\text{Ges}} - t_0 - t}^{\infty} \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G} \cdot t'^{n_G - 1} \cdot e^{-\frac{t'}{D_G}} \\
 &\quad - \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G - 1}}{(n_G - 2)!} \cdot t'^{n_G - 2} \cdot e^{-\frac{t'}{D_G}}) dt' dt \\
 &= p_G \cdot \int_{T_{\text{Ges}} - t_0 - T_m}^{T_{\text{Ges}} - t_0} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{(n_B - 1)!} \cdot t^{n_B - 1} e^{-\frac{t}{D_B}} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G - 1}}{(n_G - 1)!} \cdot (T_{\text{Ges}} - t_0 - t)^{n_G - 1} \cdot e^{T_{\text{Ges}} - t_0 - t} dt
 \end{aligned} \tag{6.54}$$

$$\forall n \pmod{2} = 0.$$

Für den Fall des Beginns im schlechten Zustand sind die äquivalenten Gleichungen, für  $n$  ungerade:

$$\begin{aligned}
P(\Omega_G, n, Z(t_0) = \text{B}) &= p_B \cdot \int_{T_{\text{Ges}}-t_0-T_m}^{T_{\text{Ges}}-t_0} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{(n_B-1)!} \cdot t^{n_B-1} e^{-\frac{t}{D_B}} \int_{T_{\text{Ges}}-t_0-t}^{\infty} \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G} \\
&\quad - \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G-1}}{(n_G-2)!} \cdot t^{n_G-2} \cdot e^{-\frac{t}{D_G}} dt' dt \quad (6.55)
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
&= p_B \cdot \int_{T_{\text{Ges}}-t_0-T_m}^{T_{\text{Ges}}-t_0} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{(n_B-1)!} \cdot t^{n_B-1} e^{-\frac{t}{D_B}} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G-1}}{(n_G-1)!} \cdot (T_{\text{Ges}}-t_0-t)^{n_G-1} \cdot e^{T_{\text{Ges}}-t_0-t} dt \\
\forall n \quad \text{mod} 2 &= 1. \quad (6.56)
\end{aligned}$$

Bei einer geraden Anzahl von Übergängen  $n$  gilt entsprechend:

$$\begin{aligned}
P(\Omega_G, n, Z(t_0) = \text{B}) &= p_B \cdot \int_0^{T_m} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{(n_G-1)!} \cdot t^{n_G-1} e^{-\frac{t}{D_G}} \int_{T_{\text{Ges}}-t_0-t}^{\infty} \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B} \\
&\quad - \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B-1}}{(n_B-2)!} \cdot t^{n_B-2} \cdot e^{-\frac{t}{D_B}} dt' dt \quad (6.57)
\end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
&= p_B \cdot \int_0^{T_m} \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{(n_G-1)!} \cdot t^{n_G-1} e^{-\frac{t}{D_G}} \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B-1}}{(n_B-1)!} \cdot (T_{\text{Ges}}-t_0-t)^{n_B-1} \cdot e^{T_{\text{Ges}}-t_0-t} dt \\
\forall n \quad \text{mod} 2 &= 0. \quad (6.58)
\end{aligned}$$

Die Wahrscheinlichkeit, bei Nichtdecodierung im schlechten Zustand zu enden, ist dann:

$$P(\Omega_B) = \frac{\sum_{n=1}^{\infty} P(\Omega_B, n)}{\sum_{n=1}^{\infty} P(\Omega_B, n) + P(\Omega_G, n)}. \quad (6.59)$$

In Abbildung 6.21 wird das Verhalten des Endzustands für den Fall  $t_0 = 0$  für die Stadt-Umgebung dargestellt. Wenn kurze Dateien gesendet werden, ist ein schlechter Endzustand mit der Tatsache, dass der Dateitransfer fehlschlägt, nahezu identisch. Die Korrelation klingt in Abhängigkeit von der Coderate ab. Bei Coderaten größer als dem LOS-Wert klingt es relativ rasch auf den unkorrelierten Fall ab. Die Ursache ist, dass bei diesen Raten lange Dateitransfers fast immer fehlschlagen, unabhängig davon, wie die Realisation des Kanals genau aussieht. Bei langen Dateitransfers und kleinen Coderaten schlägt die Übertragung nur für außergewöhnliche Realisationen des Kanals fehl. Daher existiert für diese wenigen Fälle auch eine starke Korrelation der Tatsache eines Fehlschlags der Übertragung und eines schlechten Zustandes am Ende.

Der Effekt der Korrelation des Erfolgs der Übertragung mit dem abschließenden Zustand soll nun auch kurz anhand eines Beispiels illustriert werden. Zuerst wird die Wahrscheinlichkeit  $po_F$  angegeben, dass die erste Übertragung erfolgreich ist.

Unter der Annahme, dass die erste Übertragung fehlgeschlagen ist und somit ein höhere Wahrscheinlichkeit für einen schlechten Startzustand für die zweite Übertragung vorliegt, wird dann die Wahrscheinlichkeit berechnet, dass die zweite Übertragung dennoch korrekt empfangen wird.



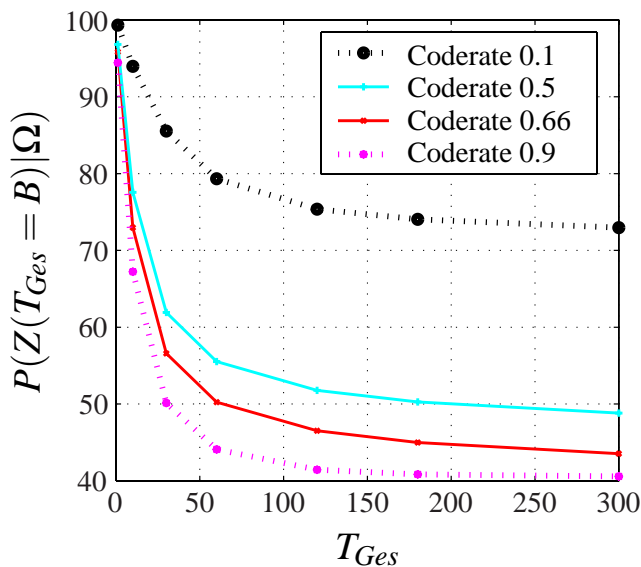


Abbildung 6.21: Wahrscheinlichkeit, in der Stadt-Umgebung sich am Ende im schlechten Zustand zu befinden, wenn der Dateitransfer fehlgeschlagen ist

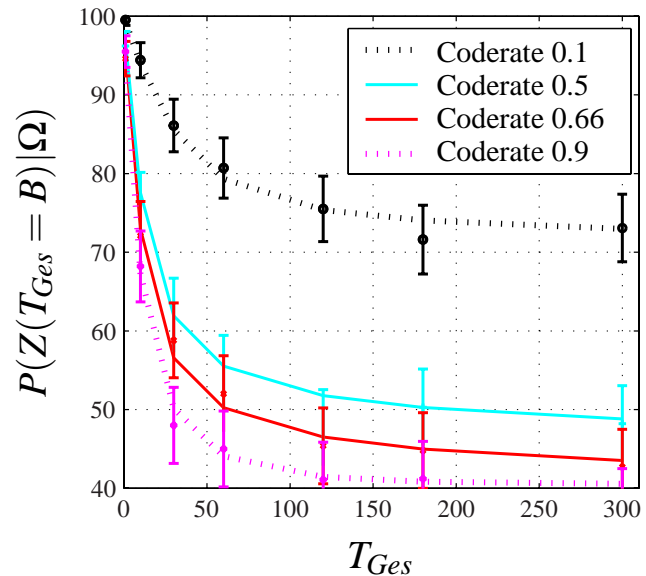


Abbildung 6.22: Vergleich der theoretischen Kurven mit Simulationsergebnissen sowie den geschätzten 95%-Konfidenzintervallen

Als Drittes wird die Wahrscheinlichkeit berechnet, dass man sich am Ende der Übertragung im schlechten Zustand befindet, wenn auch die zweite Übertragung, welche mit einer erhöhten Wahrscheinlichkeit im schlechten Zustand begonnen hat, fehlgeschlagen sollte. Es wird dann die Empfangswahrscheinlichkeit für die dritte Übertragung angegeben.

Dieser Zusammenhang ist in Abbildung 6.23 für die Landstraßen- und in Abbildung 6.24 für die Stadt-Umgebung dargestellt.

Man erkennt zuerst, dass die Empfangswahrscheinlichkeit der 2. und der 3. Übertragung sich kaum unterscheidet, also dass der Einfluss in welchem Zustand die vorherige Übertragung gestartet ist, nur einen kleinen Einfluss auf die Wahrscheinlichkeit hat im schlechten Zustand zu beginnen, wenn die vorherige Übertragung fehlerhaft war.

Für niedrige Coderaten ist die Wahrscheinlichkeit im schlechten Zustand zu beginnen, falls die vorherige Übertragung fehlerhaft war, auch für größere Zeiträume  $T_{Ges}$  relativ hoch. Andererseits spielt der Anfangszustand bei langen Zeiträumen  $T_{Ges}$  jedoch eine immer geringere Rolle für das Gesamtverhalten. Die Empfangswahrscheinlichkeit nähert sich daher selbst in der Stadt-Umgebung rasch der Decodierwahrscheinlichkeit wie im unkorrelierten Startfall bei der Übertragung der ersten Datei.

Zusammengefasst kann man sagen, dass die Eigenschaft eines Fehlschlags einer Übertragung zwar eine Bedeutung für die Übertragungswahrscheinlichkeit der folgenden Datei hat, da sie für den Anfangszustand der nächsten Übertragung von Bedeutung ist. Dieser Effekt ist jedoch nur für Übertragungszeiten im Bereich bis zu maximal der doppelten mittleren Zustandsdauer ausgeprägt und kann dann vernachlässigt werden.

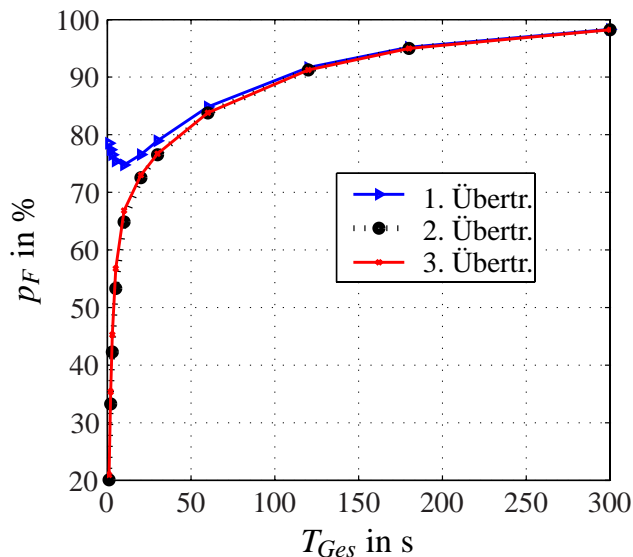


Abbildung 6.23: Übertragungswahrscheinlichkeit  $p_F$  bei Coderate 2/3 in der Landstraßen-Umgebung sowie der Fall Zwei (Drei) wenn die vorhergehende erste (und zweite) Übertragung nicht erfolgreich war(en)

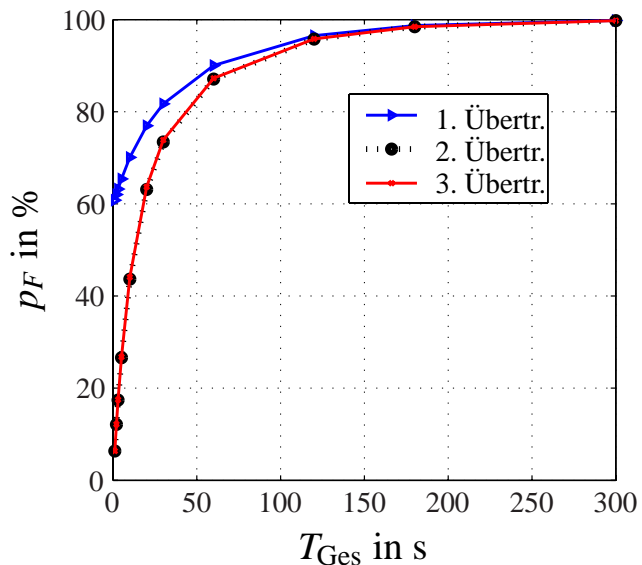


Abbildung 6.24: Übertragungswahrscheinlichkeit  $p_F$  mit Coderate 1/4 in der Stadt-Umgebung, sowie der Fall wenn die vorhergehende erste (und zweite) Übertragung nicht erfolgreich war(en)

## 6.4 Ergebnisse im landmobilen Kanal

In diesem Abschnitt werden die Ergebnisse der Codierung anhand der verschiedenen Umgebungen dargestellt und im Hinblick auf die in Messfahrten erzielten Ergebnisse verglichen.

### 6.4.1 Zusammenfassung der Ergebnisse der theoretischen Vorhersagen

In diesem Abschnitt sollen nun die Vorhersagen für das betrachtete Kanalmodell kurz zusammengefasst werden, um daraus die Parameter für die Messkampagne zu gewinnen.

Dabei steht insbesondere die Wahrscheinlichkeit des erfolgreichen Empfangs einer Datei und der erzielbare Durchsatz im Mittelpunkt.

In den Abbildungen 6.25 und 6.26 erkennt man das prinzipielle Verhalten der Codierung in Abhängigkeit der Übertragungsdauern  $T_{Ges}$ . Bei sehr kleinen Übertragungszeiträumen entspricht die Empfangswahrscheinlichkeit der LOS-Wahrscheinlichkeit. Wenn - wie in Abbildung 6.25 für die ersten drei Umgebungen - der LOS-Anteil sehr hoch ist und die Coderate  $R$  nur wenig kleiner als der Anteil des LOS-Zustandes ist, kann man einen interessanten Effekt bemerken. Mit länger werdender Übertragungsdauer  $T_{Ges} = T_m/R$  im Bereich einige Sekunden nimmt die Empfangswahrscheinlichkeit  $p_F$  zuerst ab und dann wieder zu, um sich am Ende 100% anzunähern.

Das erste Absinken bei kurzen Übertragungen in der Kurve entsteht, da es mit Zunahme der Übertragungsdauer mit einer wachsenden Wahrscheinlichkeit zu einem Wechsel vom gutem zum schlechtem Zustand kommt. Da die Übertragungsdauer aber immer noch so kurz ist, dass ein darauf folgender Wechsel zurück in den guten Zustand unwahrscheinlich ist, verringert es die Wahrscheinlichkeit des Empfangs der Datei bei Beginn im guten Zustand. Dies wird durch den Anstieg

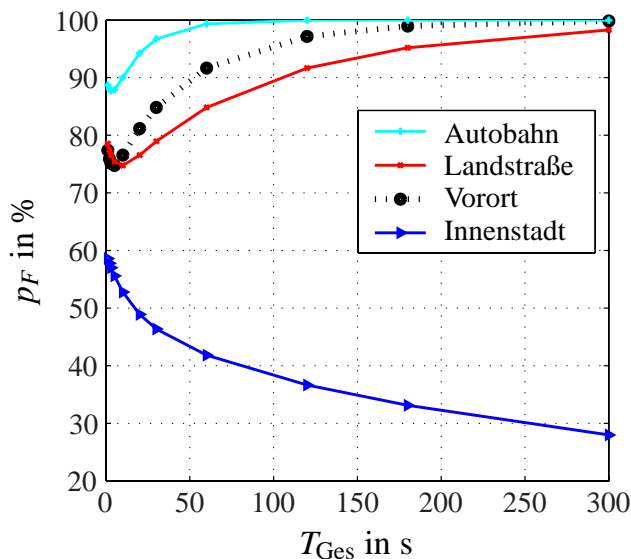


Abbildung 6.25: Empfangswahrscheinlichkeit  $p_F$  einer Datei für die verschiedenen Umgebungen bei Coderate  $R = 2/3$

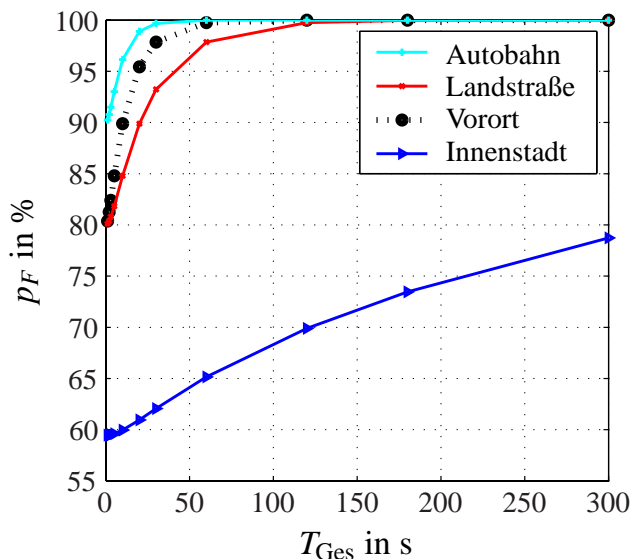


Abbildung 6.26: Empfangswahrscheinlichkeit  $p_F$  einer Datei für die verschiedenen Umgebungen bei Coderate  $R = 1/2$

der Wahrscheinlichkeit, eine Übertragung empfangen zu können, wenn man im schlechten Zustand begonnen hat, noch nicht ausgeglichen.

Erst für längere Zeiträume erfolgen mit einer hohen Wahrscheinlichkeit eine Reihe von Übergängen vom guten zum schlechten Zustand und dadurch der Mittelungseffekt, welcher die Codierung effizient wirken lässt. Man sollte daher tendenziell eine Ausstrahlungsdauer im Bereich von 2-10 Sekunden vermeiden, da dies ein Minimum der Übertragungswahrscheinlichkeit ergeben kann.

Wenn die Coderate wie in Abbildung 6.26 deutlich höher als die LOS-Wahrscheinlichkeit ist, ist dieser Effekt nicht mehr zu sehen. Ferner ist er auch nicht so stark ausgeprägt, wenn - wie in der Stadt-Umgebung - der Anteil der Teilnehmer, welche im guten Zustand beginnen, nicht mehr dominant sind.

In Abbildung 6.26 fällt jedoch weit mehr der Unterschied im Bereich der Stadt-Umgebung auf. Während in Abbildung 6.25 die Coderate  $R$  mit  $2/3$  gerade etwas größer war als die LOS-Wahrscheinlichkeit mit  $p_G = 0,6$ , ist die Coderate in der Abbildung 6.26 mit  $R = 1/2$  deutlich geringer. Daher sinkt im ersten Fall die Empfangswahrscheinlichkeit mit zunehmender Übertragungsdauer, während sie im zweiten Fall ansteigt. Auffallend ist in beiden Fällen die sehr langsame Annäherung an 0 beziehungsweise 100 Prozent. Dies liegt nicht nur an den längeren Zustandsdauern in der Stadt-Umgebung, sondern auch am geringen Unterschied zwischen  $R$  und LOS in beiden Fällen.

In den Abbildungen 6.27 und 6.28 ist das Verhalten für verschiedene Coderaten aufgetragen. Man erkennt, dass man bei kurzen Übertragungsdauern  $T_m = T_{Ges} \cdot R$  eine Empfangswahrscheinlichkeit von nahezu dem LOS-Anteil erreicht. Es bedarf jedoch einer sehr kleinen Coderate  $R$ , um die Empfangswahrscheinlichkeit weiter zu erhöhen. Umgekehrt kann man für sehr lange Übertragungsdauern schon bei einer wesentlich höheren Coderate eine hohe Übertragungswahrscheinlichkeit erreichen, jedoch verschlechtert sich dafür die Übertragungswahrscheinlichkeit rasch, wenn die Codierung für die entsprechende Umgebung nicht ausreichend ist.

Abschließend soll auf den erzielbaren Durchsatz eingegangen werden, da dieser eine wichtige

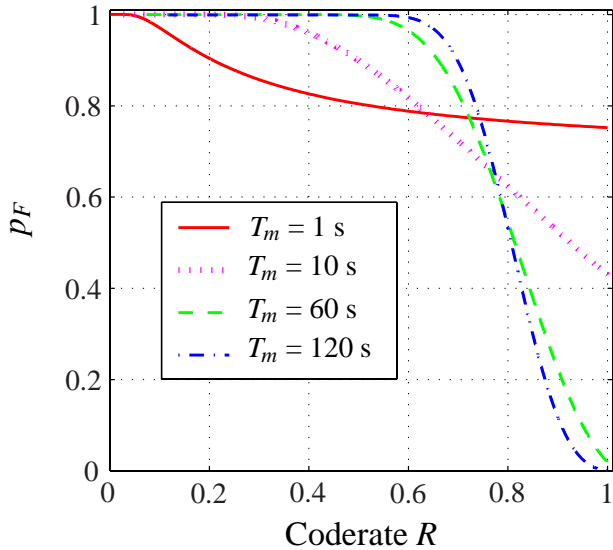


Abbildung 6.27: Komplementäre CDF bezüglich der Empfangswahrscheinlichkeit  $p_F$  einer Datei für die Landstraßen-Umgebung

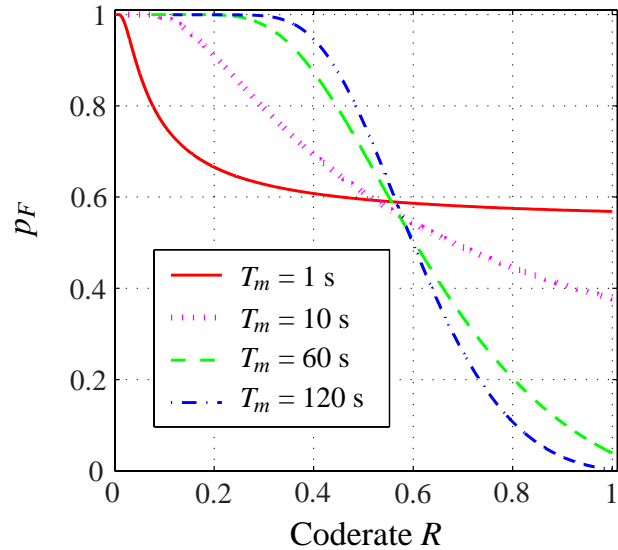


Abbildung 6.28: Komplementäre CDF bezüglich der Empfangswahrscheinlichkeit  $p_F$  einer Datei für die Stadt-Umgebung

Systemeigenschaft ist.

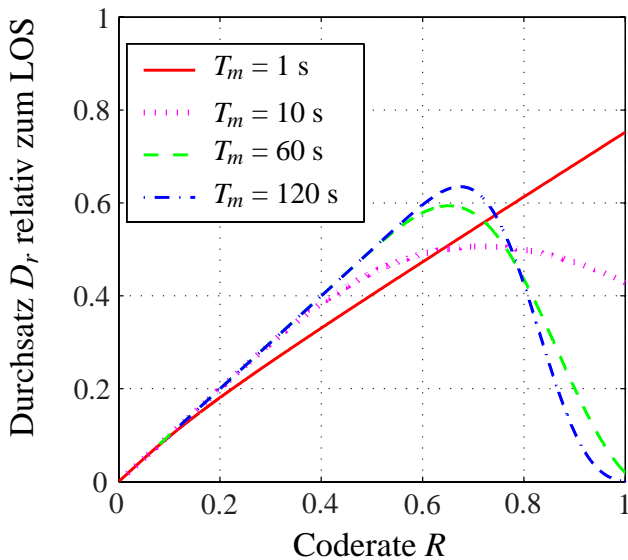


Abbildung 6.29: Erzielbarer Durchsatz für die Landstraßen-Umgebung

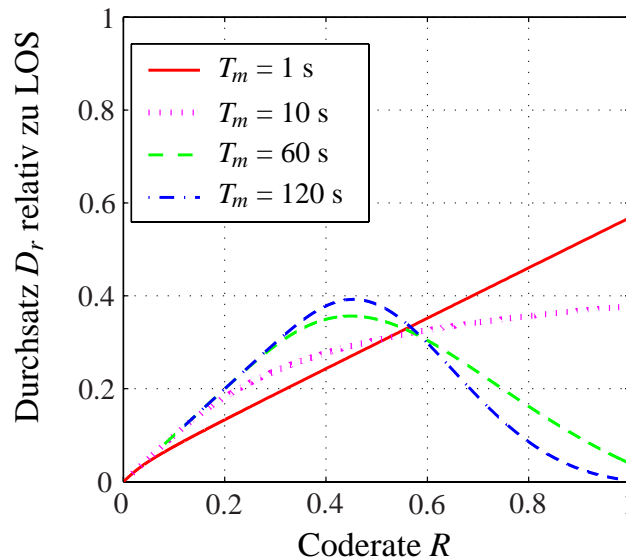


Abbildung 6.30: Erzielbarer Durchsatz für die Stadt-Umgebung

Wie man in [Abbildung 6.29](#) erkennt, ergibt sich ein besonders interessanter Punkt für die Übertragung im Bereich von  $T_m = 120$  s und einer Coderrate  $R$  von  $2/3$  für die Landstraßen-Umgebung, welche neben Autobahnen der Hauptanwendungsfall für das System sein soll.

Aus [Abbildung 6.30](#) kann man ferner erkennen, dass mit diesen Parametern jedoch auch für den städtischen Fall ein Durchsatz im Bereich von ca.  $1/3$  der LOS-Datenrate möglich ist, was aufgrund des dateibasierenden Ansatzes immer noch ein (eingeschränktes) Programm am Empfänger ermöglicht.

Der optimale Durchsatz wird für  $R = 1$  und kurze Bursts bei minimaler Ausstrahlungsdauer  $T_m < 1$  s erreicht. Bei dieser kurzen Übertragungszeit werden alle Pakete, welche dank des LOS-Zustandes empfangen wurden, auch für den Durchsatz verwendet. Dies stellt daher für das Gilbert-Elliott-Modell das Maximum dar.

Leider ist dieser Burstmodus für die Übertragung von längeren Dateien nicht direkt verwendbar, da diese in dem Ku-Mobil-System selbst im Burst-Modus mehr als 8 Sekunden benötigen. Ferner ist es im Burstmodus nicht möglich alle Dateien zu erhalten. Selbst in der Autobahn-Umgebung liegt die Empfangswahrscheinlichkeit bei maximal 90%. Der Burstmodus ist daher besonders für kurze Dateien und Updates interessant, jedoch leider nicht für lange Dateien nutzbar.

## 6.4.2 Ergebnisse der Demonstrationsfahrten im landmobilen Kanal

Im vorliegenden Abschnitt sollen nun die Ergebnisse des hier vorgestellten Systems anhand realer Übertragungen über Satellit und zweier typischer Demonstrationsfahrten im April 2006 vorgestellt und das Verhalten des Systems diskutiert werden.

Aufgrund der Ergebnisse der theoretischen Vorhersage wurden für die Messungen eine Rate von  $2/3$  für die dateiorientierte Codierung und eine Spreizung im Bereich von 3 Minuten verwendet.

Für die beiden Demonstrationsfahrten wird als Erstes der Verlauf des Durchsatzes auf Paketebene für ein Fenster von 10 Sekunden Länge über der Zeit dargestellt. Dies ist in Abbildung 6.31 für die Fahrt über Landstraßen dargestellt.

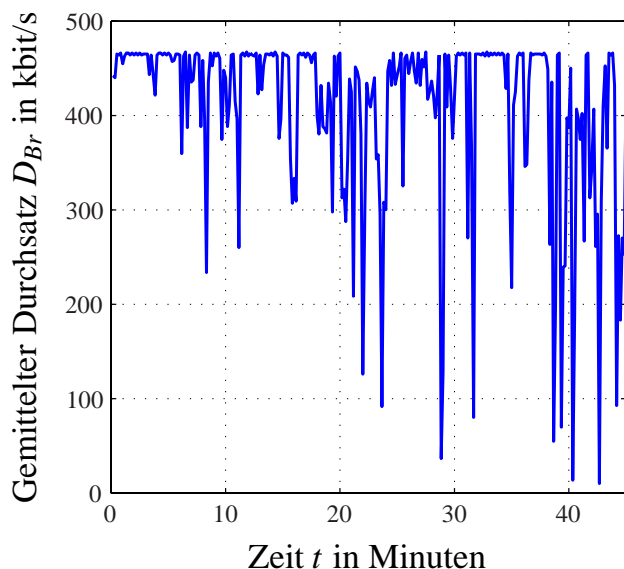


Abbildung 6.31: Verlauf Brutto-Durchsatzes für eine Landstraßenfahrt, gemittelt über ein Fenster von 10 Sekunden

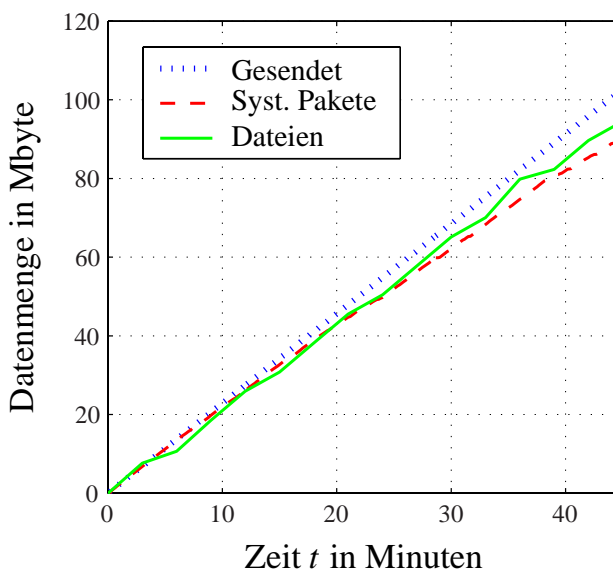


Abbildung 6.32: Verlauf des gesendeten Volumens auf Dateiebene und des decodierten Anteils für eine Landstraßenfahrt

Auf der Transportschicht wird das gesendete und das empfangene Datenvolumen der Dateien über der Zeit betrachtet. Zusätzlich wird als Vergleich das Datenvolumen der empfangenen systematischen Pakete angegeben. Redundanzpakete werden dabei nicht berücksichtigt.

Bei ununterbrochenem LOS-Empfang ist das Datenvolumen der systematischen Pakete gleich demjenigen des gesendeten Datenvolumens auf Dateiebene. Ansonsten wird das Datenvolumen

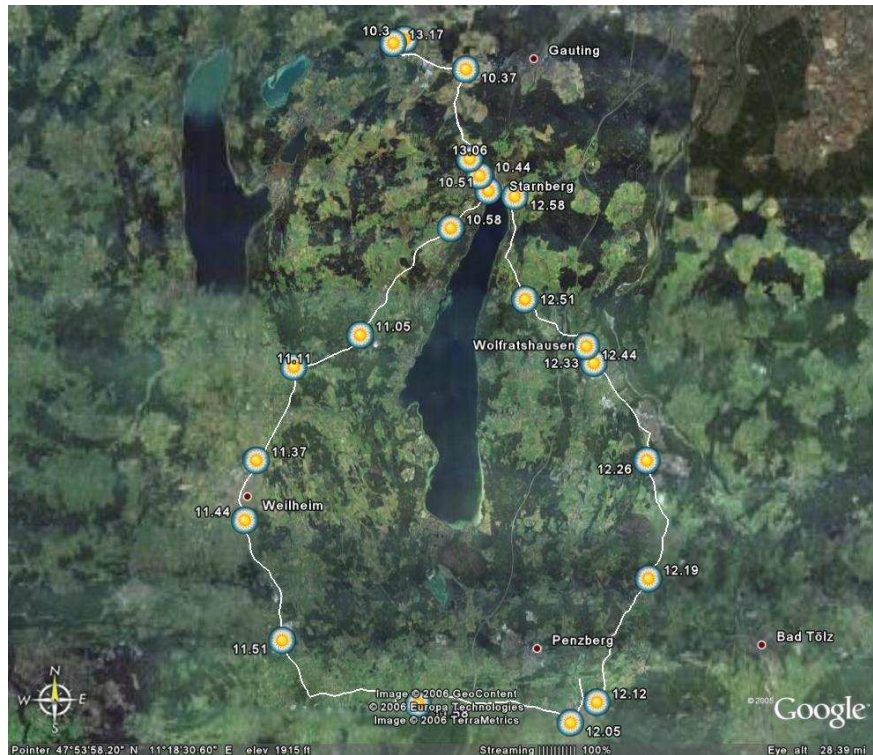


Abbildung 6.33: Weg der gesamten Demonstrationsfahrt in ländlicher Umgebung

der systematischen Pakete um den LOS-Faktor, welcher sich bis zu diesem Zeitpunkt  $t$  ergibt, reduziert. Dadurch kann der Einfluss der Codierung und Spreizung auf Dateiebene mit den Effekten auf der Paketebene verglichen werden.

Auf der Anwendungsebene wird schließlich der Zustand eines Cache-Modells dargestellt. In diesem Modell spielt der Empfänger den Inhalt des Caches mit 48 kbit/s dem Hörer vor und wiederholt keine Datei. Ferner wird angenommen, dass von den ankommenden Dateien 1/4 vom Benutzer gerne genutzt werden und aus diesen Dateien das Programm  $I$  erstellt wird. Ein weiteres 1/4 der Dateien kann in Ausnahmefällen auch abgespielt werden, ohne den Benutzer allzu sehr zu irritieren. Das Gesamtvolumen der verwendbaren Dateien wird im Folgenden als Sondercache bezeichnet. Die Entwicklung des Vorrats an abspielbaren Inhalten in Minuten wird für die beiden Kategorien angegeben, wobei ein negativer Inhalt bedeutet, dass das System während dieser Zeit von früher gespeicherten Inhalten Gebrauch machen muss.

Abschließend wird auf die Details der Codierung eingegangen und dargestellt, welche Anteile einer Dateiübertragung jeweils angekommen sind und welcher Durchsatz mit einer anderen Codierung hätte erreicht werden können. Die folgende Auswertung betrifft das Fahrverhalten des Systems, daher sind Einschalt- und Ausschaltvorgänge nicht berücksichtigt.

### 6.4.3 Fahrt auf der Landstraße

Im Folgenden sollen nun die Ergebnisse einer Messfahrten in einer ländlichen Umgebung dargestellt werden. Die betrachtete Strecke führte dabei nach dem Start des Systems um 11.34 Uhr von Weilheim über Bichl bis nach Wolfratshausen, wo die betrachtete Fahrt endet. Der gesamte Fahrtverlauf des Tages ist in Abbildung 6.33 dargestellt.

Man erkennt in Abbildung 6.34 den stetig wachsenden Vorrat an verwendbaren Dateien im Cache bei der Demonstrationsfahrt. Es wird also mehr gespeichert als verwendet wird, so dass ein Vorrat an noch nicht verwendeten Dateien für schlechte Umgebungen angelegt wird und gleichzeitig eine noch feinere Personalisierung des Programms möglich wird.

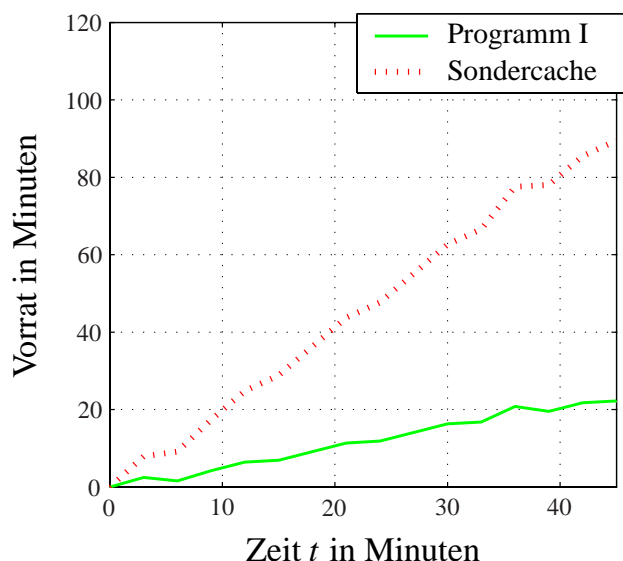


Abbildung 6.34: Verlauf des im Cache vorhandenen unverbrauchten Datenvolumens gemessen in potentieller Ausspielzeit

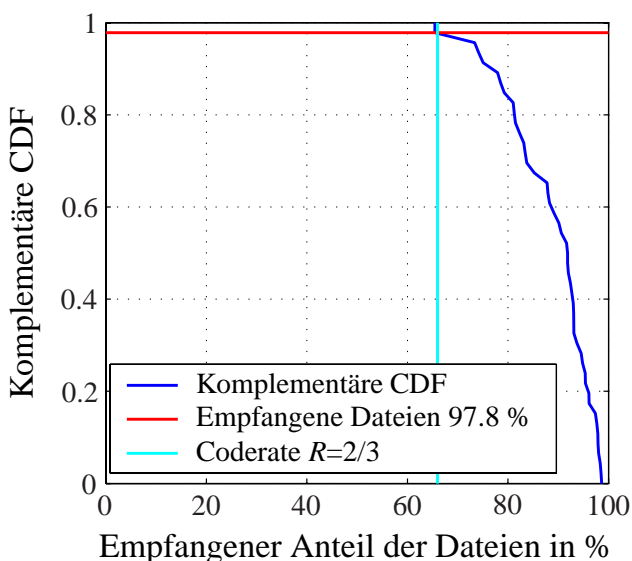


Abbildung 6.35: Komplementäre CDF des empfangenen Anteils der Dateien, zusätzlich eingetragen tatsächlich empfangene Anzahl an Dateien und verwendete Coderate

In Abbildung 6.35 ist die komplementäre CDF der empfangenen Dateilängen dargestellt. Man erkennt, dass nur von einer Datei weniger als  $2/3$  der Gesamtübertragung empfangen wurde. Die rote Linie gibt an, wieviel Prozent der Dateien tatsächlich decodiert worden sind. Dies stimmt sehr gut mit dem Anteil der Dateien überein, bei denen mehr als 66,6% der ursprünglichen Dateigröße empfangen wurde.

Umgekehrt sieht man auch, dass bei weniger Redundanz als dem verwendeten Drittel ( $R = 2/3$ ) der decodierbare Anteil wesentlich geringer gewesen wäre. Zusätzlich ist zur Illustration in Abbildung 6.36 noch eine untere Schranke für das 95%-Konfidenzintervall der komplementären CDF dargestellt, welche sich ergeben würde, wenn die einzelnen Dateiübertragungen unabhängig wären. Dies stellt eine untere Schranke des wahren Konfidenzintervalls dar, da es sich in Wirklichkeit um korrelierte Übertragungen handelt. Die Konfidenzintervalle sollen jedoch zur Verdeutlichung dienen, dass exakte Werte mit Vorsicht zu behandeln sind, und man aufgrund dieser Demonstrationsfahrt maximal Aussagen im Bereich  $\pm 10\%$  bezüglich der Übertragungswahrscheinlichkeit machen kann. Dies ist für ein dateibasierendes Radiosystem gerade noch ausreichend, während die Aussagekraft für einen Streaming-Ansatz zu gering wäre.

Abschließend wird der relative Durchsatz  $D_R$  über verschiedene hypothetische Coderaten berechnet. In Abbildung 6.37 erkennt man, dass die gewählte Coderate von  $2/3$  nahe dem maximalen Wert des Durchsatzes liegt, wie es auch aufgrund der Ergebnisse der komplementären CDF aus Abbildung 6.35 zu erwarten war. Als theoretisches Maximum ist ferner der Durchsatz angegeben, welcher erzielt würde, wenn alle Pakete bei einer gegebenen Coderate optimal genutzt würden. Wie bereits in den theoretischen Überlegungen gezeigt ergibt sich das Maximum bei reinem Nutzen des LOS-Zustandes. Dazu müssten jedoch die 1-Mbyte Dateien in weniger als einer Sekunde

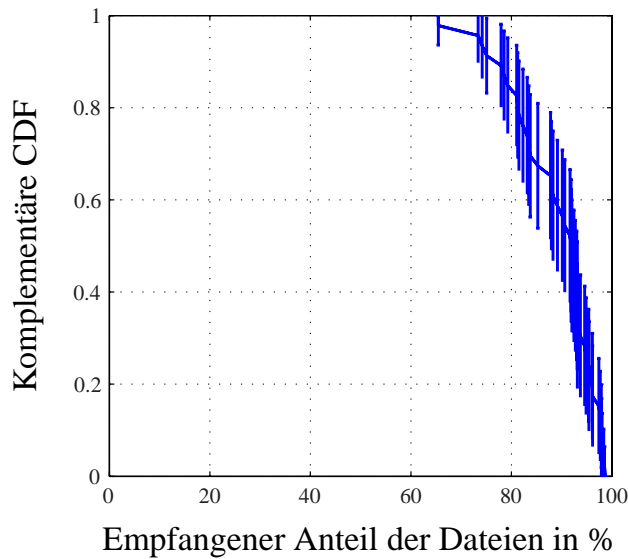


Abbildung 6.36: Komplementäre CDF des empfangenen Anteils der Dateien für die Landstraßenfahrt mit unterer Schranke für 95%-Konfidenzintervall

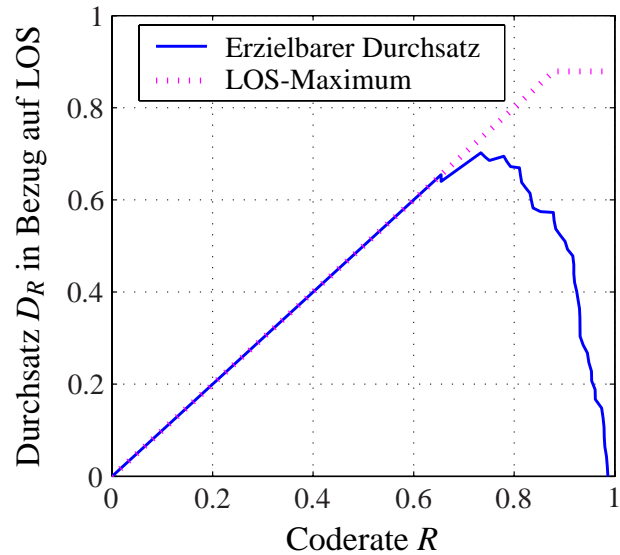


Abbildung 6.37: Potentieller relativer Durchsatz  $D_R$  auf Dateiebene bei verschiedenen Coderaten und obere theoretische Schranke basierend auf den korrekt empfangenen Paketen

übertragen werden und man würde eine Übertragungswahrscheinlichkeit von 88% erhalten und nicht die hier erzielten fast 98%.

Man kann festhalten, dass die Testfahrt die Wahl der Parameter für eine Landstraßenumgebung eindrucksvoll bestätigt hat und eine exzellente Übertragungsleistung mit minimalen Aufwand von einer Coderate  $2/3$  erzielt wurde.



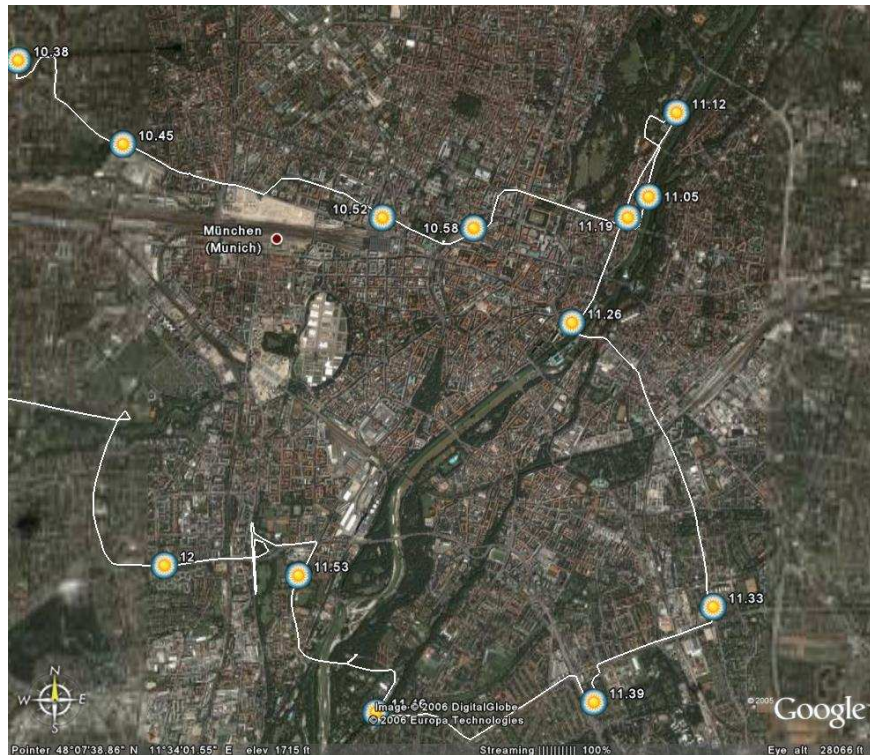


Abbildung 6.38: Fahrweg innerhalb Münchens

#### 6.4.4 Städtische Umgebung

Die Ergebnisse einer Fahrt von Oberpaffenhofen zu verschiedenen Orten in der Innenstadt von München werden hier vorgestellt. Der Weg führte dabei um 10.11 Uhr zuerst über die Autobahn zur Nymphenburger-Straße, von dort aus in den Englischen Garten, zur Stettneustraße, zum Tierpark und dann zurück zum DLR.

Nachdem nach ca. 20 Minuten die Autobahn verlassen wurde, steigt die Anzahl von neuen Dateien nur noch sehr langsam, siehe Abbildung 6.40. Andererseits kann man in Abbildung 6.41 ablesen, dass der Durchsatz immer noch ausreichend ist um mit Hilfe des erweiterten Inhalts ein sich nicht wiederholendes Programm zu gestalten. Dies entspricht zwar nicht mehr vollständig den Wünschen des Benutzers, jedoch sind weder Wiederholungen noch das Abspielen vollständig unpassender Inhalt notwendig, sondern es kann weiterhin ein akzeptables Programm mit voller Audioqualität generiert werden.

Zusammenfassend kann man in Abbildung 6.39 wie auch in Abbildung 6.40 deutlich die guten Empfangsbedingungen am Anfang der Fahrt auf der stadteinwärts führenden Teil der A97 erkennen, welche die ersten 15 Minuten der Messfahrt charakterisieren. Im innerstädtischen Bereich ergibt sich in den ersten 10-15 Minuten weiterhin ein guter Empfang, um dann 20 Minuten lang nur ganz wenige Dateien empfangen zu können, bevor die Übertragungsbedingungen dann wieder besser werden.

Aus Sicht des Caches wurden während dieser Fahrt von 110 Minuten etwa 85 Minuten mit Inhalten des Originalprogramms bestritten und etwa 25 Minuten mit Material, welches ursprünglich nicht für das gewählte Programm ausgestrahlt wurde, siehe Abbildung 6.41.

Insgesamt wurden fast 50% aller Dateien erfolgreich übertragen. Außerdem erkennt man in Ab-

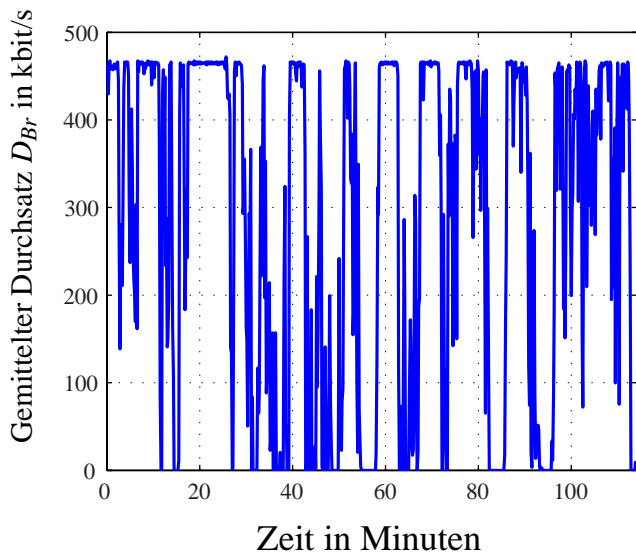


Abbildung 6.39: Verlauf des Durchschnitts  $D_{Br}$  für eine Fahrt in die Stadt, gemittelt über ein Fenster von 10 Sekunden

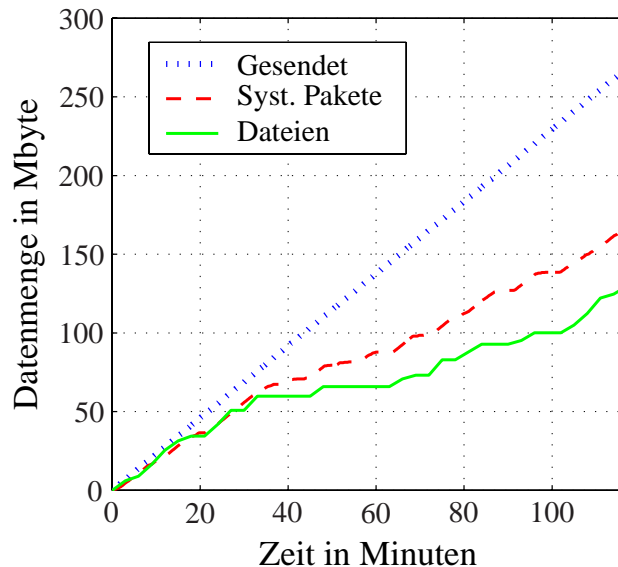


Abbildung 6.40: Verlauf des gesendeten Datenvolumens auf Dateiebene und des decodierten Anteils für eine Fahrt nach München

bildung 6.42, dass die Codierung von Rate  $2/3$  beinahe alle Dateien decodiert von denen  $2/3$  aller Pakete ankamen. Somit ist die Effizienz der Codierung auch in dieser Umgebung gut und man kann erkennen, wie viel man noch durch weiter Perfektionierung des Codes gewinnen kann.

Als Nächstes ist die gewählte Coderate  $R$  zu betrachten. In Abbildung 6.42 erkennt man kein so deutlich ausgeprägten Punkt, wie bei der Landstraßenfahrt. Eine geringere Coderate würde den Anteil der empfangenen Dateien erhöhen. Jedoch erzielte selbst eine Coderate von  $1/3$ , bei dem nur 33% der Gesamtübertragung empfangen werden müsste, nur eine Übertragungswahrschein-

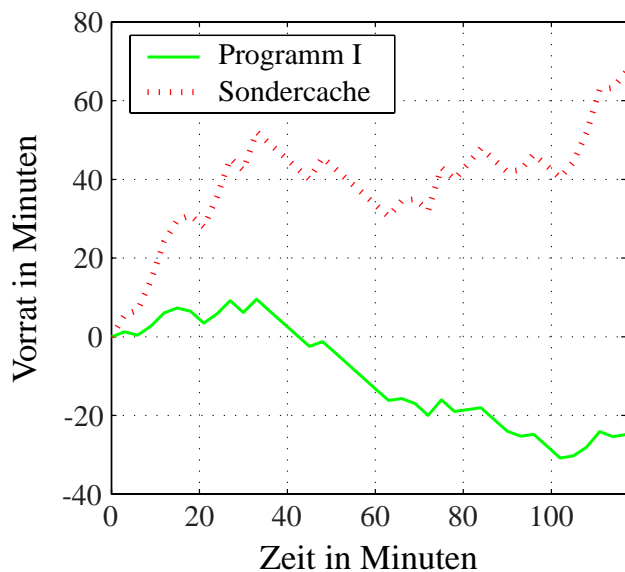


Abbildung 6.41: Verlauf des im Cache verwendbaren unverbrauchten Datenvolumens gemessen in potentieller Ausspielzeit für eine Stadtfahrt

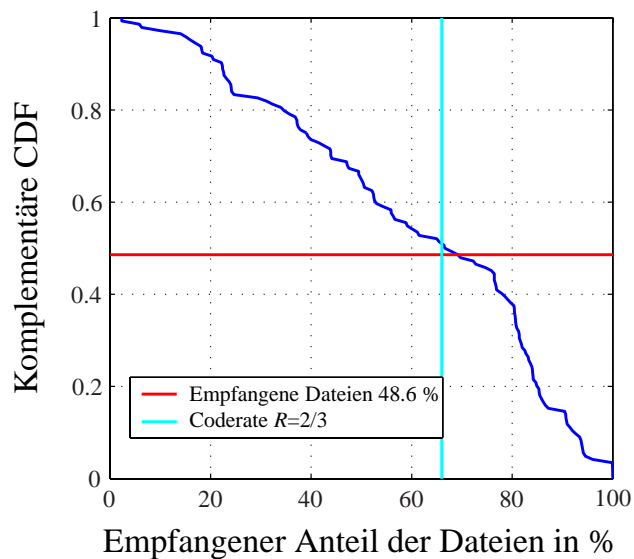


Abbildung 6.42: Komplementäre CDF des empfangenen Anteils der Dateien, zusätzlich eingetragen tatsächlich empfangene Anzahl an Dateien und verwendete Coderate

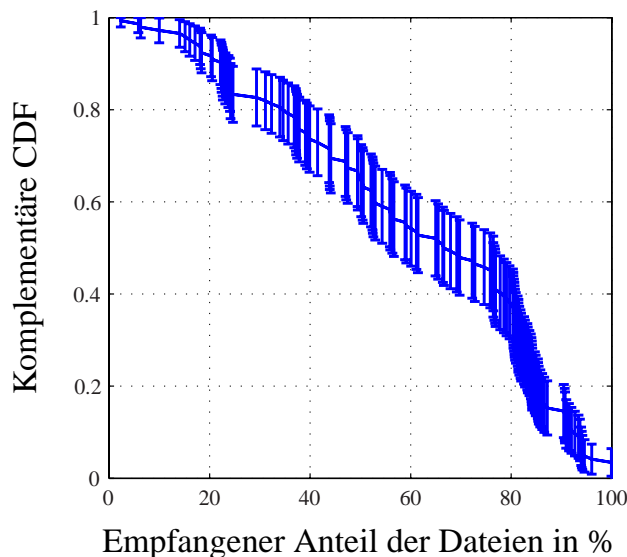


Abbildung 6.43: Komplementäre CDF des empfangenen Anteils der Dateien für die städtische Umgebung mit unterer Schranke für 95%-Konfidenzintervall

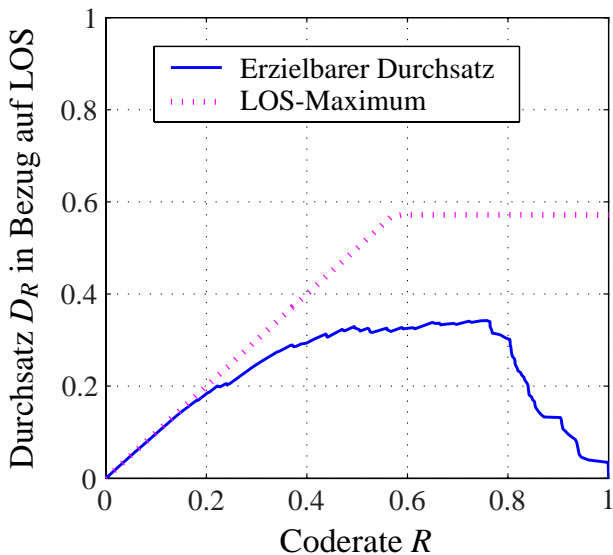


Abbildung 6.44: Potentieller relativer Durchsatz  $D_R$  auf Dateiebene bei verschiedenen Coderaten und obere theoretische Schranke basierend auf den korrekt empfangenen Paketen

lichkeit von um die 80%. Dies zeigt auch, wie schwer es ein Satelliten-Streaming-Ansatz in der Stadtumgebung hätte, selbst bei geringen Coderaten und langen Interleavern ohne terrestrische Infrastruktur auszukommen.

Bei einem dateibasierenden Rundfunksystem lohnt sich dagegen einen Blick auf den Durchsatz zu lenken, welcher in Abbildung 6.44 dargestellt ist. Man erkennt das stabile Verhalten für verschiedene Coderaten, wobei das Optimum etwa im Bereich von Rate  $1/2$  bis Rate  $4/5$  liegt. Der maximal erzielbare Durchsatz wäre der LOS-Anteil mit 60%, jedoch wäre dies nur erreichbar, wenn die 1-Mbyte-Dateien in weniger als einer Sekunde übertragen werden könnte und es ergäben sich die bekannten Probleme für die guten Umgebungen.

Daher kann man beispielsweise ohne den Durchsatz wesentlich zu verringern in der städtischen Umgebung die Coderate bis auf etwa Rate  $1/2$  absenken und so die Übertragungswahrscheinlichkeit einer Datei von 50 % auf ca. 75% erhöhen, siehe Abbildung 6.40.

Jedoch würde dies für die Teilnehmer auf der Landstraße bereits eine Reduzierung des Durchsatzes um fast 30% bedeuten, siehe Abbildung 6.37.

In Abbildung 6.43 ist die untere Schranke für das 95%-Konfidenzintervall der komplementären CDF zu erkennen. Man erkennt die begrenzte Aussagekraft in den Details, dennoch ist der prinzipielle Trend davon unbeeinträchtigt.

Abschließend kann man für die städtische Umgebung feststellen, dass obwohl die Übertragung nicht für diesen Fall optimiert wurde, dennoch ansprechende Ergebnisse erzielt werden konnten.

### 6.4.5 Zusammenfassung der Übertragungsergebnisse

Insgesamt kann man feststellen, dass sich der Ansatz sehr gut bewährt hat, und die Coderate von  $R = 2/3$  gut gewählt erscheint. Es ist teilweise erstaunlich, mit wie wenig Redundanz ein robustes, lauffähiges System erzielt werden kann. Für ein praktisches System wäre wahrscheinlich eine

etwas geringere Coderate im Bereich  $R = 3/5$  zu empfehlen, da diese Rate den Anteil an nicht empfangenen Inhalt weiter reduziert, ohne wesentliche Verluste an Durchsatz bei der Landstraßenfahrt zu verursachen.

Besonders erfreulich ist, dass das Ku-Mobil-System gezeigt hat, wie es durch seine inhärenten Eigenschaften eine durchgehende Unterhaltung anbieten kann und im Stadtbereich auch ohne terrestrische Infrastruktur ein (eingeschränktes) Programm zur Verfügung stellen kann. Auf längere Strecken außerhalb von Städten, spielt das System seine Stärken aus und stellt sogar eine fast fehlerfreie Übertragung sicher.

# Kapitel 7

## Frequenzeffizienter Rückkanal

Nachdem bis zu diesem Zeitpunkt die reine Ausstrahlung der Daten von der Bodenstation zu den mobilen Benutzern betrachtet wurde, soll nun der Rückkanal ins Blickfeld rücken. Er wird auf der einen Seite gebraucht, um neue Dienste zu ermöglichen, für welche der einzelne Benutzer vielleicht auch bereit wäre zu bezahlen, da er beispielsweise Inhalte gezielt anfordern kann. Auf der anderen Seite kann der Rückkanal dazu verwendet werden, die Übertragungen bestimmter Inhalte sicherzustellen. Auf diesen Aspekt wird in Kapitel 8 näher eingegangen.

Im vorliegenden Kapitel 7 steht im Vordergrund, einen für den Betreiber kostengünstigen Rückkanal zu realisieren. Dabei unterscheidet sich der Rückkanal in zwei wesentlichen Punkten von der Broadcast-Verbindung der Vorwärtsrichtung.

Zum Ersten ist bei der Verwendung eines exklusiven Frequenzbandes wie bei Inmarsat die Summe der Leistungen der Sender nicht begrenzt, sondern nur die Leistung des einzelnen Senders. Da es sich aber um eine niederratige Verbindung handeln soll und der Sender im Fahrzeug integriert wäre, müsste man selbst die Leistung für den einzelnen Sender nicht so stark optimieren wie beispielsweise bei Satellitenhandys. Das Kriterium für den Vorwärtslink, die eingesetzte Energie pro Bit unter allen Umständen zu minimieren, ist daher für den Rückwärtslink nicht so bedeutend.

Zum Zweiten kann der Sender des mobilen Teilnehmers feststellen, wann eine LOS-Verbindung zum Satelliten besteht. Daher sind die Probleme in der Rückwärtsverbindung anders gelagert als in der Vorwärtsrichtung.

Bei der Rückwärtsverbindung spielt vor allem die Frequenzeffizienz eine wichtige Rolle, da es sich um eine große Anzahl von Benutzern handelt, welche sich eine beschränkte Frequenzressource teilen müssen. Hierzu soll ein Verfahren vorgestellt und analysiert werden, welches eine Verbesserung der Verwendung dieser Ressource bei vertretbarer Erhöhung der Komplexität erlaubt, insbesondere im Hinblick auf die Verwendung innerhalb eines Multibeam-Satelliten-Systems. Zuerst soll diese Fragestellung für den bekannten Fall des synchronen CDMA-Ansatzes angegangen werden, bevor er dann auf den Satellitenfall übertragen wird.

Für den Zugriff mehrerer Benutzer auf einen Kanal gibt es zwei prinzipielle Möglichkeiten. Die Erste ist der orthogonale Zugriff, bei dem sich die Benutzer nicht gegenseitig beeinflussen. Beim zweiten Ansatz werden die Kanalressourcen gleichzeitig von allen Benutzern verwendet.

Ein Multibeam-Satellitensystem entspricht einem nicht-orthogonalen Zugriffsverfahren, da die Sender in verschiedenen Beams sich gegenseitig beeinflussen. Um die Interferenz von anderen Benutzern klein zu halten, werden in MF-TDMA-Systemen die gleichen Frequenzen nur in Zellen verwendet, welche einen so großen Wiederverwendungsabstand besitzen, so dass die Interferenz

toleriert werden kann. Daher sollen in einem ersten Schritt die Mechanismen zur Unterdrückung der Interferenz für den nicht-orthogonalen CDMA-Zugriff betrachtet werden, bevor das vorgeschlagene Verfahren dann in einem Satellitensystem verwendet wird.

Ein wichtiges Ziel bei der Auswahl des verwendeten Verfahrens war die zusätzliche Komplexität möglichst gering zu halten. Daher sollen optimale Mehrbenutzerverfahren mit exponentiell ansteigender Komplexität, wie sie in [Ver86] beschrieben werden, nicht weiter betrachtet werden. Ferner sollen die Benutzer auch unabhängig voneinander senden können, so dass auch Verfahren nach [RU96] nicht direkt anwendbar sind, wenn auch der Grundgedanke des schrittweisen Decodierens der Daten und die anschließende Subtraktion des geschätzten Signals aufgegriffen wird.

## 7.1 Eigenschaften von bitsynchronem CDMA

Zuerst sollen einige Notationen eingeführt und die Effekte anhand von bitsynchronem CDMA betrachtet werden.

Es sei  $\vec{u}$  der Spaltenvektor der Daten der  $N_B$  Benutzer. Der Spreizfaktor mittels Wiederholung sei  $G$  und  $S$  sei eine  $(G, N_B)$ -Matrix, deren Spalten  $\vec{s}_i$  die Spreizcodes der einzelnen Benutzer darstellen. Der Vektor  $\vec{g}$  ist die Summe der gesendeten Chipfolgen.

Ein synchrones CDMA-System kann dann wie folgt beschrieben werden:

$$\vec{g} = S' \vec{u} . \quad (7.1)$$

$S'$  wird aus  $S$  gewonnen, indem man jeden Chip der Spreizsequenzen mit dem dazugehörigen Fadingfaktor  $a_{ji}$  multipliziert. Wenn der Fadingfaktor  $a_{ji}$  konstant für eine Chipsequenz ist, kann man auch schreiben  $S' = SA$ , wobei  $A$  eine Diagonalmatrix mit den Fadingkoeffizienten  $a_{ij}$  für jeden Benutzer ist.

Das empfangene Signal ist:

$$\vec{r} = S' \vec{u} + \vec{n} , \quad (7.2)$$

wobei  $\vec{n}$  der Vektor der unkorrelierten weißen Gaußschen Rauschquellen beschreibt.

Danach wird das Signal mit auf die Spreizsequenzen bezogenen Matched-Filtern detektiert:

$$\vec{y} = S^T S' \vec{u} + S^T \vec{n} , \quad (7.3)$$

wobei die Kreuzkorrelationsmatrix als  $R = S^T S$  definiert wird, mit den einzelnen Elementen  $\rho_{ij}$ .

Der Erwartungswert  $E\{\rho_{i,j}^2\}$  für  $i \neq j$  bei synchronen rechteckigen Sequenzen ist  $\frac{1}{G}$ , wobei  $G$  der lineare Spreizgewinn bzw. der Spreizfaktor ist.

Im synchronen Fall kann die Verteilung des Summensignals am Empfänger mit Hilfe einer Bernoulliverteilung beschrieben werden. Diese Verteilung kann nach dem DeMoivre-Laplace-Theorem mit steigender Anzahl von Teilnehmern  $N_B$  durch eine entsprechend normierte Gaußverteilung angenähert werden [Pro89].

Wenn man annimmt, dass die Phasen der verschiedenen Teilnehmer gleichverteilt sind, kann man die Interferenz schon bei kleinerem  $N_B$  näherungsweise als zusätzliches Gaußsches Rauschen modellieren, wobei die 2-dimensionale Rauschleistung  $\sigma_{2D}^2$  über ein Symbol der Dauer  $T_s$  gleich  $\frac{N_B-1}{G} \cdot E_s/T_s$  ist, wenn alle Teilnehmer mit derselben Symbolenergie  $E_s$  empfangen werden.

Damit ergibt sich als Näherung:

$$\frac{E_s}{N_0 + I_0} \approx \frac{E_s}{N_0 + \frac{N_B-1}{G} \cdot E_s}, \quad (7.4)$$

wobei die Näherung als Gaußverteilung eine Worst-Case-Annahme darstellt, da das Maximum der Gesamtamplitude des Interferenzprozesses begrenzt ist. Deshalb ist diese Näherung nur bis zu mittleren SNIRs gültig, da für sehr hohe SNIRs die Bitfehlerrate häufig nur durch die hohen Störampplituden, die nur eine geringe Wahrscheinlichkeit haben, bestimmt wird [Ver96].

Wenn man die Kanalcodierung mit der Rate  $R$  miteinbezieht, wird diese Formel zu:

$$\frac{E_b}{N_0 + I_0} = \frac{1}{\frac{N_0}{E_b} + \frac{RN_B-1}{G}}. \quad (7.5)$$

Aufbauend auf der bekannten „Interference-Cancellation“ und dessen Verknüpfung mit Codierung soll in den folgenden Abschnitten der Einsatz von einem Turbo-Code-basierenden Interference-Cancellation-Verfahren vorgestellt und auf seine Verwendung in einem Satellitensystem eingegangen werden.

### 7.1.1 Interferenz-Unterdrückung (Interference-Cancellation)

Ein Ansatz für Mehrbenutzerdetektion ist die Interferenz-Unterdrückung (Interference-Cancellation), bei dem in einem iterativen Prozess eine Schätzung  $\hat{r}$  der gesendeten Signale durchgeführt und diese Schätzung vom Kanalsignal abgezogen wird. Im Falle des einfachen Soft-Interference-Cancellation ist die Schätzung des empfangenen Signals  $\hat{r} = \vec{y}$  und somit linear vom Signal hinter dem Matched-Filter abhängig.

Interferenz-Unterdrückung kann auf zwei Arten implementiert werden. Bei paralleler Interferenz-Unterdrückung werden die Schritte parallel für alle Benutzer gleichzeitig durchgeführt. Bei serieller Interferenz-Unterdrückung wird die Schätzung und Subtraktion jeweils nur für einen Benutzer vorgenommen. Die Schätzung des nachfolgenden Benutzers wird dann mit dem Signal nach der Subtraktion durchgeführt, so dass sich bei einer guten Schätzung des ersten Benutzers die Schätzung des zweiten Benutzers verbessert.

Wie in [MB99] gezeigt wird, kann man parallele Interferenz-Unterdrückung als iteratives Jakobi-Verfahren zur Berechnung von  $R^{-1}\vec{y}$  auffassen und iterative serielle Interferenz-Unterdrückung als Gauß-Seidel-Verfahren.

Ein Vorteil dieser Verfahren ist, dass weder  $R$  noch  $R^{-1}$  explizit berechnet werden müssen, so dass die Interferenz-Unterdrückung auch für zeitvariante  $R$  eingesetzt werden kann.

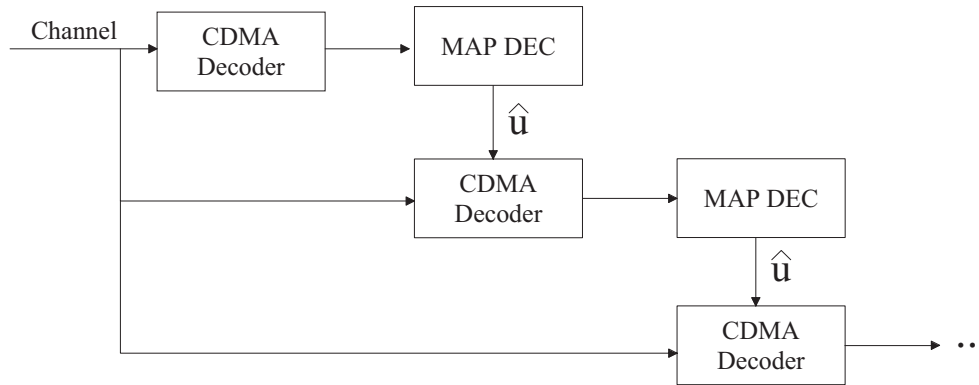


Abbildung 7.1: Interferenz-Unterdrückung mit Codierung

### 7.1.2 Verbindung von Codierung und Interferenz-Unterdrückung

Die Leistung der linearen Interferenz-Unterdrückungsverfahren ist begrenzt. Das Verfahren kann jedoch durch die Erweiterung auf nichtlineare Ansätze verbessert werden. Ein Aspekt bei den nichtlinearen Ansätzen ist, dass man maximal das gesendete Signal abzieht und nicht einen beliebig großen Wert, wie es beim linearen Verfahren vorkommen kann. Deshalb wird entweder mit harten Entscheidungen oder mit der Tangens-Hyperbolicus-Funktion gearbeitet.

Die optimale Lösung im Sinne des MMSE (Minimum Mean Square Error)-Kriteriums  $E\{\|r_k - \hat{r}_k\|^2\}$  für nichtlineare Funktionen ist, den Erwartungswert  $\hat{u}$  des gesendeten Signals zu berechnen (siehe [Pap91]) und dann das gesamte Signal zu regenerieren:

$$\hat{u} = P(x = +1) - P(x = -1) = \tanh\left(\frac{1}{2}\text{L-Wert}\right) = \tanh\left(\frac{a_k y_k}{\sigma^2}\right). \quad (7.6)$$

Anstatt den Erwartungswert direkt aus dem empfangenen Signal zu schätzen, besteht nun die Möglichkeit, dieses Verfahren mit der Kanalcodierung zu kombinieren [Hag97], siehe Abbildung 7.1. Mithilfe eines MAP-Decoders [BCJR74] kann die Wahrscheinlichkeit, dass ein bestimmtes Bit gesendet wurde, aufgrund der Struktur des gesendeten Codes geschätzt werden. Dies stellt eine erhebliche Verbesserung der Schätzung des gesendeten Bits dar, so dass es mit diesem Verfahren möglich ist, CDMA-Systeme zu betreiben, bei denen die Anzahl der Benutzer größer als der reine Spreizfaktor ist, und damit die Kanalcodierung als ein Teil der Gesamtspreizung des Signals angesehen werden kann.

Dieses Verfahren hat zwei zusätzliche Herausforderungen gegenüber dem linearen Verfahren.

Erstens wird bei Interference-Cancellation eine Kanalschätzung benötigt, um das Signal regenerieren zu können und die Wahrscheinlichkeit korrekt zu berechnen. Dies stellt jedoch im LOS-Fall für die Satellitenverbindung keine wesentliche Einschränkung dar, siehe dazu auch Abschnitt 7.2.3. Im Gegensatz dazu ist für terrestrische Mehrwegekanäle bei einem Interference-Cancellation-Schritt eine zusätzliche, verbesserte Amplitudenschätzung bzw. Kanalverzerrung vor der erneuten Decodierung des Codes sinnvoll. Daher ist für eine terrestrische Anwendung die Komplexität des Interference-Cancellation-Schrittes weit größer als im LOS-Satellitenfall.

Die zweite Herausforderung bei der einfachen Verbindung von Interference-Cancellation mit Codierung ist die zusätzliche Anzahl an Rechenschritten, da der Kanalcode mehrfach decodiert wird. Da die Kanaldecodierung einen wesentlichen Teil der gesamten Komplexität des Rechengangs ausmacht, erhöht sich so die Gesamtkomplexität am Empfänger nicht unerheblich.



## 7.2 Interferenz-Unterdrückung in Kombination mit Turbo-Decodern

Um den Nachteil der hohen Komplexität durch die notwendige mehrfache Kanaldecodierung bei der Durchführung der Interferenz-Unterdrückung zu verringern, wurde vom Autor in [ES00] ein enges Ineinandergreifen von Kanaldecodierung und Interferenz-Unterdrückung vorgeschlagen.

Wenn ein iteratives Decodierverfahren wie beispielsweise die in [BGT93] vorgestellte Turbo-Decodierung verwendet wird, besteht die Möglichkeit, zwischen den einzelnen Decodierschritten die Schätzung für die Bits auch für die Interferenz-Unterdrückung zu verwenden. Insbesondere bei der Kombination mit Turbo-Codes bietet sich an, sogar auf die Ebene der MAP-Teildecoder herunterzugehen, da diese bereits die Wahrscheinlichkeiten der decodierten Bits berechnen.

Im Unterschied zu anderen ähnlichen Ansätzen, die im gleichen Zeitraum entstanden sind beispielsweise [SC99], [Her98] oder [RSAA98], wird hier jeweils in einer Iterationsstufe nur ein Teilcode des Turbo-Codes decodiert, während die meisten anderen Ansätze erst nach der Decodierung beider Teilcodes eine Interference-Cancellation-Stufe ansetzen. Es wird sich zeigen, dass das hier vorgestellte Verfahren bei gleicher Anzahl an MAP-Decodierungen im Bereich hoher Last ein besseres Ergebnis erzielt.

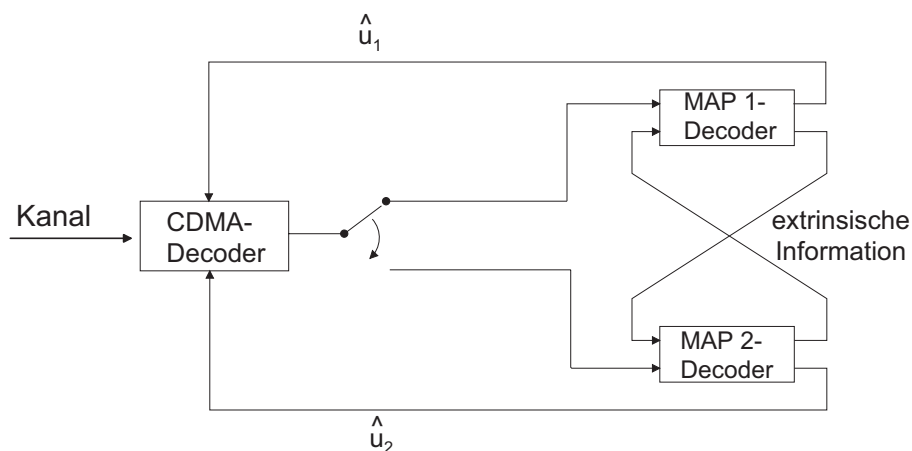


Abbildung 7.2: Schema des kombinierten Verfahrens

Wie in Abbildung 7.2 zu sehen, wird zuerst eine Matched-Filterung im CDMA-Decoder durchgeführt und das Signal  $y$  dann an den ersten MAP-Decoder weitergegeben, der den ersten Teilcode decodiert. Im nächsten Schritt wird der Erwartungswert an den Eingang des CDMA-Decoders zurückgeführt und von dem ursprünglichen Signal abgezogen und  $y$  erneut berechnet. Diese Kanalwerte werden dann von dem zweiten Teildecoder weiterverarbeitet, der zusätzlich noch die extrinsische Information des ersten Decoders auswertet. Dies wird wiederholt, bis ein Stop-Kriterium erfüllt ist oder eine maximale Zahl an Iterationen erreicht wird.

Die Komplexität dieses Verfahrens ist vergleichsweise gering. Zusätzlich muss in jeder Iteration das Signal regeneriert, vom Gesamtsignal abgezogen und eine erneute Matched-Filterung durchgeführt werden. Dieser Aufwand ist linear bezüglich der Anzahl der Benutzer und der Iterationen. Solange nicht mehr Iterationen durchgeführt werden als im Einbenutzerfall, erhöht sich die Komplexität der Kanal-Decodierung nur geringfügig.

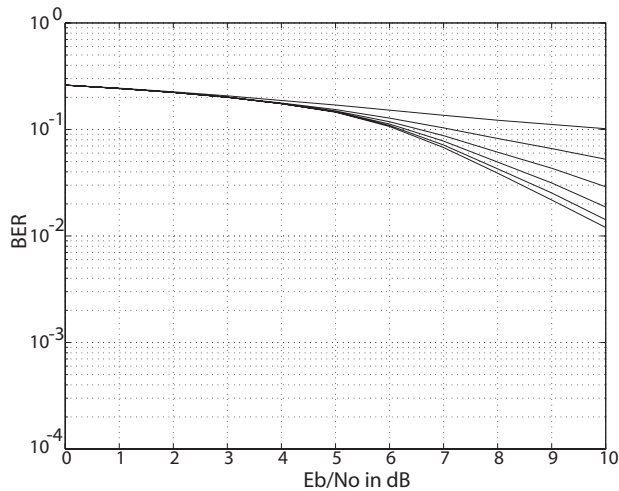


Abbildung 7.3: Ergebnisse der Iterationsschritte 1-6 eines Turbo-Codes der Rate 1/3, bei 7 Benutzern, Spreizfaktor 5, ohne Interference-Cancellation

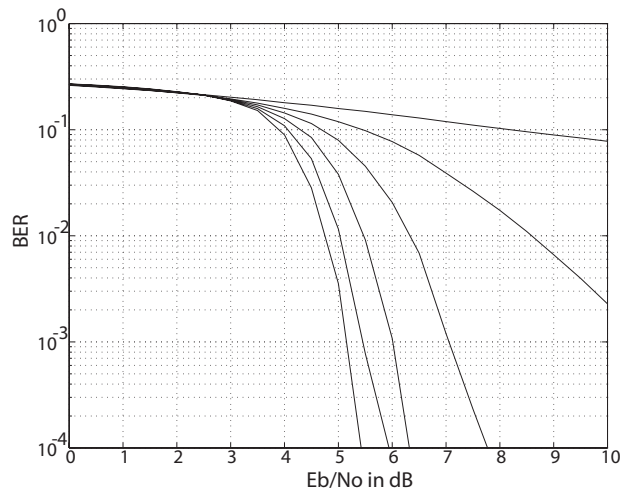


Abbildung 7.4: Ergebnisse der Iterationsschritte 1-6 unter gleichen Voraussetzungen mit Interference-Cancellation, Regeneration durch systematische Bits

Ein wichtiger Punkt bei diesem Verfahren ist die Regeneration der nicht-systematischen Bits. Der MAP-Decoder kann mit Hilfe der berechneten Übergangswahrscheinlichkeiten nicht nur für die systematischen Bits einen Erwartungswert berechnen, sondern auch für die nicht-systematischen Bits. Die Komplexität pro Bit des Rate 1/2 Map-Decoders steigt dabei von 8 Summationen von Wahrscheinlichkeiten auf 10. Die Anzahl der Multiplikationen von Wahrscheinlichkeiten bleibt mit 4 konstant für beide Fälle. Der Anstieg der Komplexität des Decoders ist damit geringer als 25%.

Jedoch bleibt dabei die Frage offen, wie die nichtsystematischen Bits des zweiten Teilcodes regeneriert werden.

Eine Möglichkeit wäre die Regeneration aufgrund der systematischen Bits des ersten Teilcodes. Dies ist nicht optimal, da durch den rekursiven Code eine einmalige Abweichung der systematischen Sequenz zu vollkommen falschen Ergebnissen der nichtsystematischen Bits führen würde. Falls man die Zuverlässigkeit bei der Re-Encodierung berücksichtigt, kann man feststellen, dass das Wissen über ein nicht-systematisches Bit sich schnell dem Wert 0 nähert, siehe Abbildung 7.4. Dies ist eine inhärente Eigenschaft von Turbo-Codes, bei denen eine möglichst große Unabhängigkeit der beiden Teilcodes erwünscht ist. Wie bei allen Simulationen wird hier von einer Blockgröße von  $n = 640$  ausgegangen, für weitere Details siehe [Ern01a].

Eine zweite Möglichkeit ist, die Re-Encodierung des zweiten Teilcodes unter Berücksichtigung der empfangenen, nichtsystematischen Bits des zweiten Teilcodes. Wenn man die Codestruktur berücksichtigt, hat dies dieselbe Komplexität wie die Decodierung des zweiten Teilcodes als Teil des Turbo-Codes, was in diesem Falle vorzuziehen ist. Die Struktur sieht dann so aus, dass nach einer Interference-Cancellation-Operation immer eine volle Iteration der Turbo-Decodierung, bestehend aus 2 Teildecodierungen, durchgeführt wird. Der Nachteil ist, dass 2 Map-Decodierungen für jede Interference-Cancellation-Operation durchgeführt werden müssen. Unter der Annahme, dass die Hauptkomplexität in der MAP-Decodierung liegt, verschenkt man die Hälfte der möglichen Iterationen für das Interference-Cancellation und verhindert, wie später gezeigt wird, ein frühzeitiges Einsetzen des Turboeffekts, auch bei geringer Anzahl von Iterationen (siehe Abbildung 7.6).

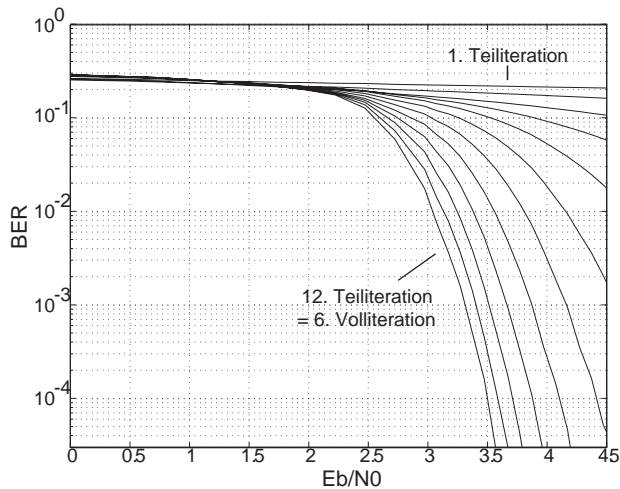


Abbildung 7.5: Interferenz-Cancellation jeweils nach Decodierung eines Teilcodes, für 7 Benutzer, Spreizfaktor 5, Turbo-Code Rate 1/3

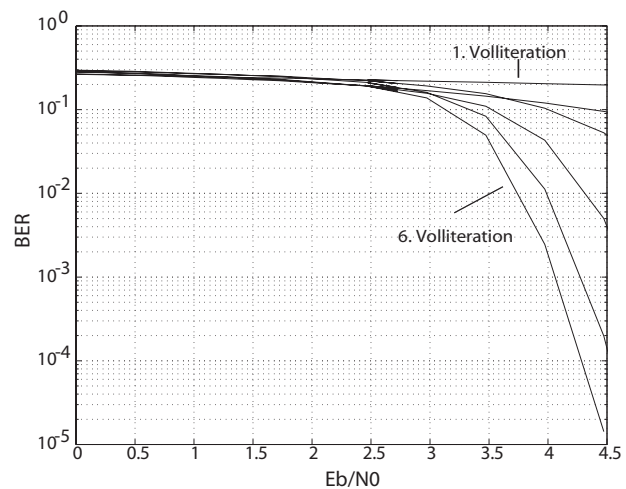


Abbildung 7.6: Decodierung beider Teilcodes vor Interferenz-Cancellation, mit gleicher Anzahl von MAP-Decodierungsschritten

Der dritte hier vorgeschlagene Ansatz nutzt die letzte vorhandene Schätzung aus der vorherigen Iteration und zieht diese ohne Modifikation ab. Dadurch verbessert sich nach jeder MAP-Decodierung nur die Schätzung von  $2/3$  der Bits (systematische+nicht-systematische des aktuellen Teilcodes). Dafür werden bei gleicher Kanalcodierungskomplexität doppelt soviel Interferenz-Cancellation Stufen ausgeführt. Dies führt besonders in den ersten Stufen zu einer schneller ansteigenden Verbesserung des Signals als bei der zweiten Variante, siehe Abbildung 7.5 in der die Ergebnisse für eine gleichgroße Anzahl von MAP-Decodierungsstufen dargestellt sind.

### 7.2.1 Analyse der Interferenz-Unterdrückung mit Turbo-Codes

Um einen Einblick in das Verhalten dieses Schemas zu erhalten, wird von folgenden vereinfachenden Annahmen ausgegangen: Ein unendlich langer Interleaver zwischen den Teilcodes, das Interferenzrauschen zwischen den Benutzern lässt sich als weißes Gaußsches Rauschen modellieren und die Leistungsdichte dieses Rauschens sei bekannt.

#### Projektion der Interferenz-Unterdrückung mit Turbo-Codes und unendlich langen Teilcode-wörtern

Unter der Annahme eines unendlich langen Interleavers zwischen den beiden Teilen des Turbo-Codes kann man die beiden Teilcodes als unabhängig voneinander betrachten. Die Teiliteration kann dann als Funktion des äquivalenten  $E_b/(N_0 + I)$  und der extrinsischen Information beschrieben werden.

Als Maß für die extrinsische Information wird in Anlehnung an [Bri00], die mittlere Transinformation verwendet. Dabei wird angenommen, dass man die Eingangsverteilung der extrinsischen L-Werte als gaußverteilt ansehen kann. Aus Simulationen des Teilcodes werden zwei Funktionen  $F_{\text{var}}(E_b/N_0, \text{extrinsische Transinformation})$  und  $F_{\text{ext}}(E_b/N_0, \text{extrinsische Transinformation})$  gewonnen, die das Ausgangsverhalten des MAP-Decoders in Abhängigkeit der Eingangsbedingungen beschreiben.

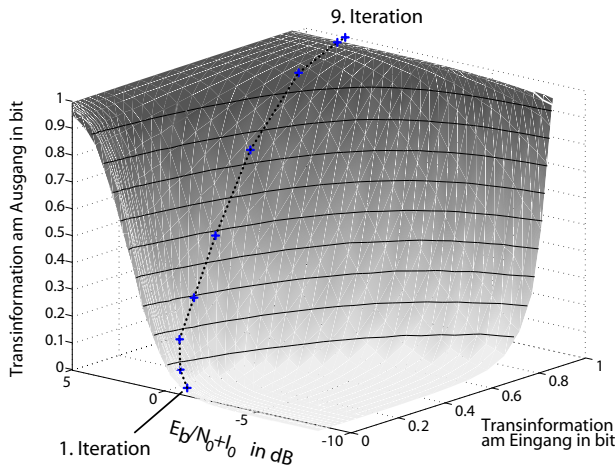


Abbildung 7.7: Transinformation am Ausgang in Abhängigkeit des  $E_b/N_0$  und der Transinformation am Eingang

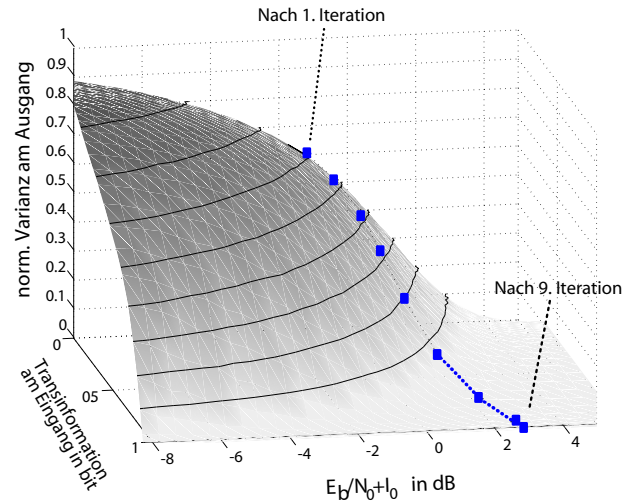


Abbildung 7.8: Normierte Varianz der Differenz zwischen Ausgangssignal und Eingangssignal

Wenn die Eingangs- und Ausgangswerte, aufgrund eines unendlich langen Interleavers und eines nicht zu vernachlässigenden weißen Rauschens als voneinander unabhängig angenommen werden können, kann man das Verhalten des Decoders als Iterationen dieser Funktionen berechnen.

In der ersten Iterationsstufe ist die extrinsische Transinformation 0 und es existiert kein Wissen über das Eingangssignal  $\hat{x} = 0$ . Dann ist die normierte Varianz  $\sigma_{\text{Varianz}}^2 = \frac{(x-\hat{x})^2}{x^2} = 1$  und man kann das  $E_b/(N_0 + I_0)_1$  mit Hilfe von Gl. (7.7) berechnen.

Der Teilcode wird MAP-decodiert und man erhält die extrinsische Transinformation sowie die Schätzung  $\hat{x}$  für die systematischen Bits (S) und die nichtsystematischen Bits (N) des ersten Teilcodes (SN1). Mit dieser Schätzung wird das Interference-Cancellation-Verfahren durchgeführt. Das erzielte  $E_b/(N_0 + I_0)_N$  im  $N$ -ten Schritt kann folgendermaßen angenähert werden:

$$\frac{E_b}{N_0 + I_0} \approx \frac{1}{R} \frac{1}{\frac{N_0}{RE_b} + 2 \frac{N_B - 1}{3G} (2 \cdot \sigma_{\text{SN1}}^2 + \sigma_{\text{N2}}^2)}, \quad (7.7)$$

wobei  $\sigma_x^2$  die Varianz des Fehlersignals zwischen gesendetem und geschätztem Signal eines Benutzers darstellt. Unter der Annahme, dass sich das Interferenzrauschen durch weißes Gaußsches Rauschen annähern lässt, ist die Leistung des Interferenzrauschens nach der Interference-Cancellation-Stufe die Summe der Varianzen der Fehlersignale geteilt durch den Spreizfaktor. Da bei einem Iterationsschritt jeweils nur der Teilcode unter Verwendung des systematischen Bits und einem der beiden nichtsystematischen Bits decodiert wird, wirkt die aktuelle Interference-Cancellation-Stufe auf  $2/3$  des Signals und die vorherige Stufe noch auf  $1/3$  des Signals.

In den Abbildungen 7.7 und 7.8 sind die Iterationspunkte für ein  $E_b/N_0$  von 2.9 dB eingezeichnet. Man erkennt in Abbildung 7.8, dass mit zunehmender Zahl  $N$  an Interference-Cancellation-Schritten, das äquivalente  $E_b/(N_0 + I_0)_N$  sich dem  $E_b/N_0$  annähert. Oberhalb einer Schwelle konvergiert das Verfahren quasi zum Einbenutzerfall. Dies ist eine prinzipielle Eigenschaft von Interference-Cancellation mit Kanalcodierung, siehe auch [AGR98]. In Abbildung 7.9 ist das zu erwartende Verhalten eines solchen Turbo-Codes mit einem unendlich langem Interleaver zwischen den Teilcodes dargestellt.

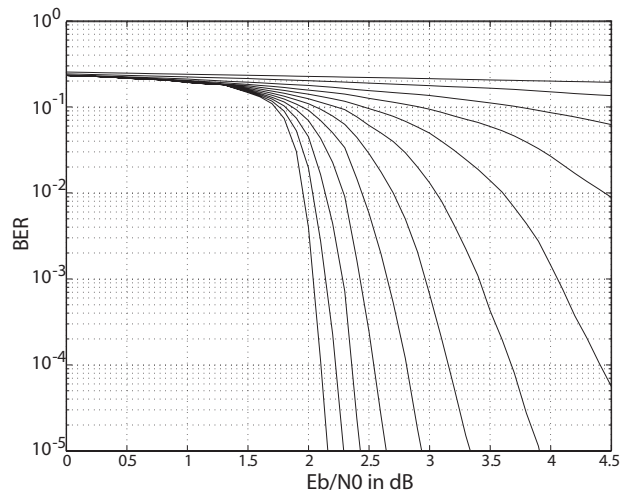


Abbildung 7.9: Projektion des Verhaltens des Turbo-Codes mit unendlich langem Interleaver, Rate 1/3, 7 Benutzern und Spreizfaktor 5

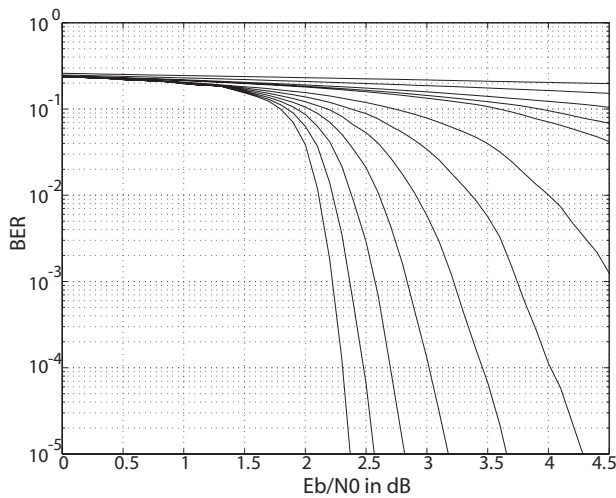


Abbildung 7.10: Projektion des Verhalten des Turbo-Codes mit unendlich langem Interleaver, ohne extrinsische Information in den ersten 4 Stufen, Rate 1/3, 7 Benutzer und Spreizfaktor 5

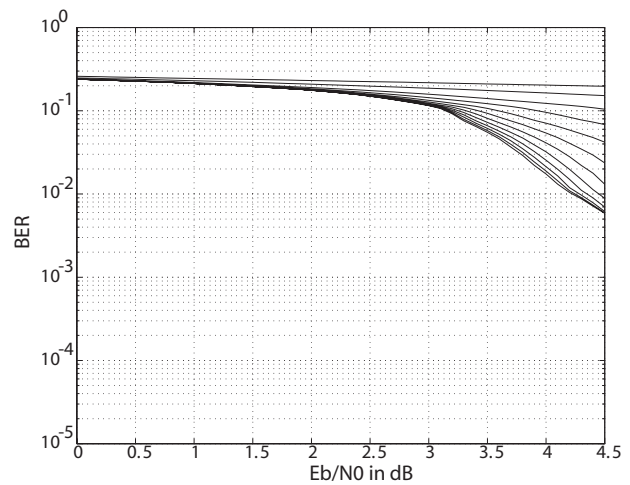


Abbildung 7.11: Projektion des Verhaltens des Turbo-Code mit unendlich langem Interleaver, ohne extrinsische Information, Rate 1/3, 7 Benutzer und Spreizfaktor 5

In Abbildung 7.10 ist der Effekt dargestellt, wenn in den ersten 4 Teilstufen die extrinsische Information nicht ausgetauscht, sondern zu Null gesetzt wird. Die Bitfehlerrate der Anfangsstufen wird davon beeinflusst, jedoch die der höheren Stufen nur insofern, dass bis zu einem vergleichbaren Punkt insgesamt zwei Iterationsschritte mehr benötigt wurden. Ganz im Gegensatz zum Fall, wenn überhaupt keine extrinsische Information ausgetauscht wird, siehe Abbildung 7.11. Man kann daher vermuten, dass für die ersten zwei bis drei Iterationsschritte die Interferenzunterdrückung der maßgebliche Effekt ist, bevor im weiteren Verlauf die Verkettung der Codierung mit Hilfe der extrinsischen Information an Bedeutung gewinnt.

## 7.2.2 Vergleich untersuchter Turbo- und Faltungscodes

Als Grundlage des Vergleichs wurden der für UMTS (Universal Mobile Telecommunications System) entwickelte und in [ETS99] spezifizierte Faltungs- sowie der dort beschriebene Turbo-Code verwendet. Weiterführende Details finden sich in [Ern01a].

Ein Nachteil der Kombination von Interference-Cancellation mit den hier verwendeten Turbo-Codes ist die geringere maximale Anzahl von Benutzern bei gleicher Gesamtspreizung im Vergleich zu einem gleichwertigen Faltungscodes. Dies erkennt man deutlich an der Abbildung 7.12 für den Faltungscodes und Abbildung 7.13 für den Turbo-Code, bei gleichen Randbedingungen.

Die Ursache für das schlechtere Verhalten des Turbo-Codes liegt in der Aufteilung der zur Verfügung stehenden Energie auf 2 Teilcodes. Wie im im vorherigen Abschnitt 7.2.1 motiviert, operieren beide Teilcodes bei sehr niedrigem SNIR quasi unabhängig voneinander und die Interference-Cancellation sorgt für die Verbesserung des Signals. Das unabhängige Verhalten kann man an der erzeugten Transinformation der extrinsischen Werte und deren Einfluss auf das Gesamtverhalten des Systems erkennen, siehe wiederum Abbildung 7.10.

Erst nachdem durch den Interference-Cancellation-Schritt das SNIR verbessert wurde, konvergieren die beiden Decoder und verhalten sich wie ein MAP-Decoder für den Gesamtcode.

Bei Interference-Cancellation mit nichtverketteten Faltungscodes wird der Gesamtcode MAP decodiert.

Der Unterschied zwischen beiden Ansätzen steigt parallel zum Einfluss der Interferenz auf das Gesamtsystem an. In Abbildung 7.12 ist das Verhalten des UMTS Rate 1/3 Faltungscodes bei 7 Benutzern, Spreizfaktor 4 und damit einem Gesamtspreizfaktor von 12 dargestellt. In Abbildung 7.13 wird stattdessen ein Rate 1/3 UMTS-Turbo-Code verwendet. In Abbildung 7.14 wird der UMTS Turbo-Teilcode mit der Coderate 1/2 als reiner Faltungsdecoder verwendet, so dass der Spreizfaktor des CDMA-Symbols nun 6 betragen kann, ohne die Gesamtspreizung zu verändern.

Der Vergleich der drei Codes hinsichtlich der Varianz des Differenzsignals zwischen geschätztem und gesendetem Signal in Abbildung 7.15 verdeutlicht die Unterschiede.

Ein Teilcode innerhalb des Turbo-Codes ist um 1,76 dB schlechter als derselbe Code als reiner Faltungscodes, da innerhalb des Teilcodes nur 2/3 der Energie pro Informationsbit verwenden kann. Ferner ist erkennbar, dass der nichtsystematische UMTS-Faltungscodes mit Gedächtnis 8 nicht für den Bereich kleiner SNIR optimiert ist.

Als Fazit kann man feststellen, dass ein einfacher systematischer rekursiver Code für Interference-Cancellation bei hoher Last besonders geeignet ist, siehe zu den Faltungscodes auch [AGR98]. Die Gründe sind analog zu denen, die auch für den Einsatz dieser Codes als Teilcodes im Turbo-Code sprechen. Der Nachteil ist ihr schlechteres Verhalten im Kanal mit nur geringer bzw. keiner

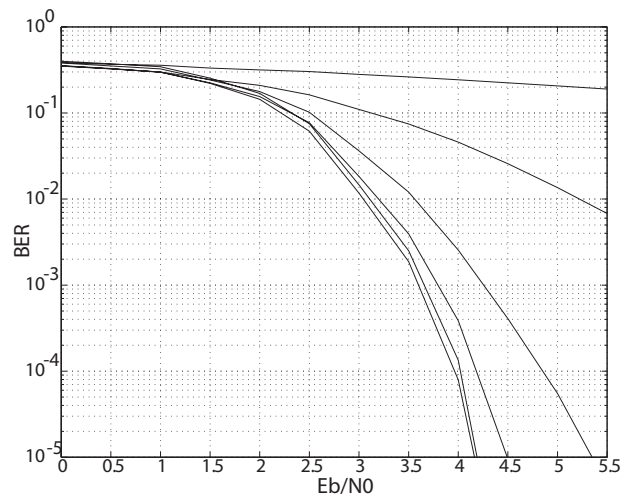


Abbildung 7.12: Faltungscode UMTS Rate 1/3 , 7 Benutzer, Spreizfaktor 4

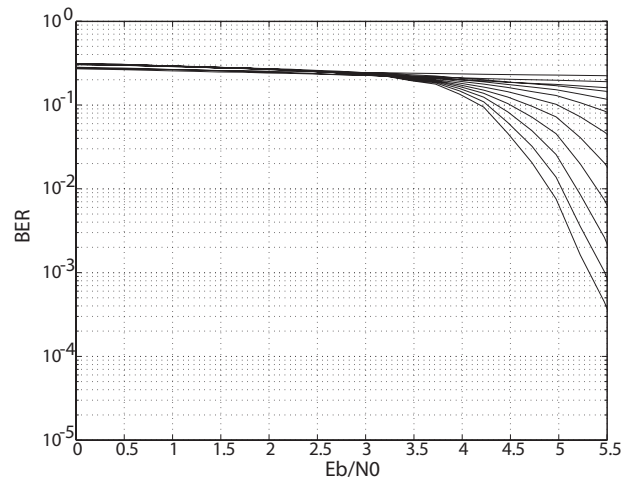


Abbildung 7.13: Turbo-Code UMTS Rate 1/3 , 7 Benutzer, Spreizfaktor 4

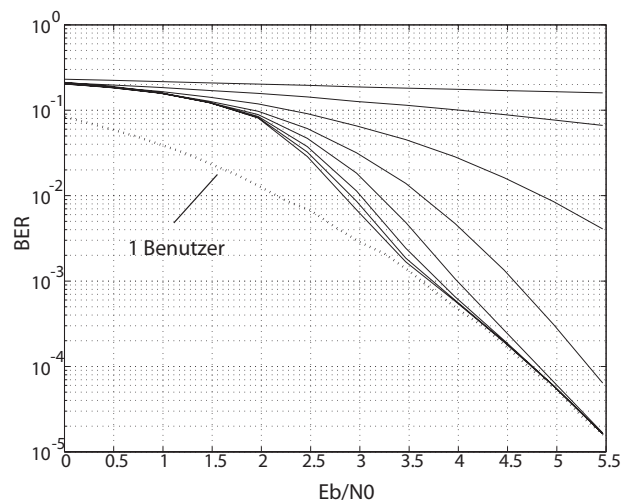


Abbildung 7.14: Verhalten der Interferenz-Cancellation bei alleiniger Verwendung des UMTS-Teilcodes als Faltungscode Rate 1/2, Spreizung 6, 7 Benutzer, gestrichelt die Ergebnisse ohne Interferenz

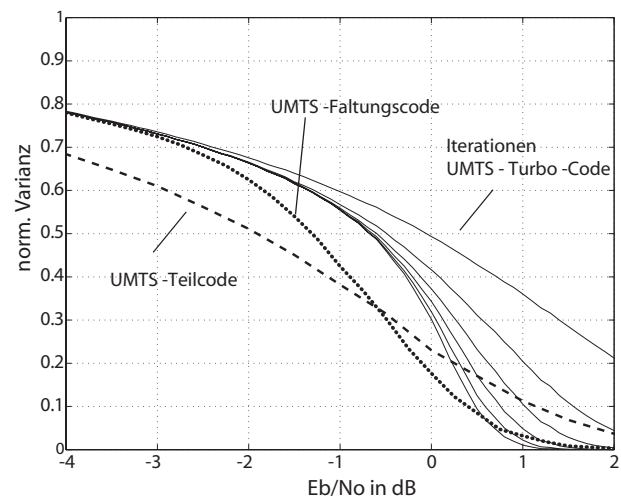


Abbildung 7.15: Gestrichelt die normierte Varianz des Ausgangssignals des Turbo-Teilcodes der Rate 1/2, die normierte Varianz der Iterationen 1-6 des kombinierten UMTS-Turbo-Codes und gepunktet der UMTS-Faltungscode der Rate 1/3 (···)

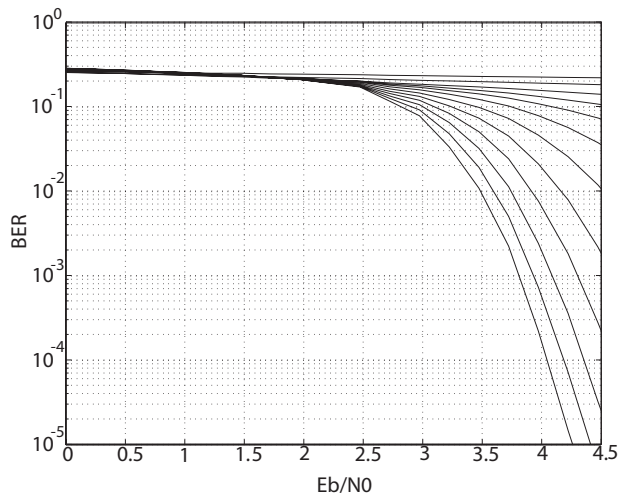


Abbildung 7.16: Rice-Kanal mit Rice-Faktor von 6 dB, ohne Kenntnis der Fading-Amplitude, Turbo-Code  $R=1/3$  mit 7 Benutzern, Spreizfaktor 5

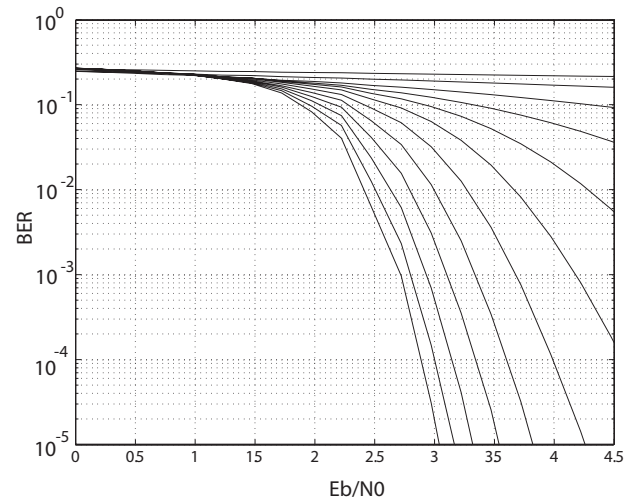


Abbildung 7.17: Rice-Kanal mit Rice-Faktor von 6 dB, bei bekannter Fading-Amplitude, Turbo-Code  $R=1/3$  mit 7 Benutzern, Spreizfaktor 5

Interferenz. Der Einsatz von Codes mit langem Gedächtnis verbessert das Verhalten im Bereich geringer Last, jedoch ist der Implementationsaufwand durch die wiederholten Iterationen sehr groß und kann im Bereich hoher Last das Verhalten sogar verschlechtern.

Die untersuchten Turbo-Codes verhalten sich bei hoher Last schlechter als der vergleichbare Faltungscodes, sind jedoch bei geringer Last überragend. Zusätzlich erhöht sich der Aufwand für die Kanaldecodierung zusammen mit einer iterativen Interference-Cancellation nur unwesentlich, während der Faltungscodes für jeden Iterationsschritt einen im Einbenutzerfall unnötigen zusätzlichen Durchlauf der MAP-Decodierung benötigt und so die Komplexität des Verfahrens entsprechend ansteigt.

### 7.2.3 Robustheit des Verfahrens

Die Parameterschätzung ist ein wesentliches Problem realistischer Multiuser-Detektion-Verfahren. In Abbildung 7.16 und 7.17 wird dieser Effekt anhand eines unkorrelierten Rice-Kanals mit dem Rice-Faktor von 6 dB dargestellt. Der Decoder in Abbildung 7.16 erhält keine Information über die Amplituden der Signale, sondern geht von einem AWGN-Modell mit konstanter Amplitude aus. Dagegen ist dem Decoder in Abbildung 7.17 die Amplitude bekannt. Ohne exakte Kanalschätzung verschlechtert sich das Ergebnis um etwa 1,5 dB. Jedoch ist trotz der ungenauen Subtraktion in den einzelnen Stufen das Interference-Cancellation-Verfahren weiterhin verwendbar. Turbo-Interference-Cancellation funktioniert also nicht nur, wenn die Interferenz vollständig entfernt werden kann, sondern auch wenn die Interferenz soweit abgesenkt werden kann, dass die Schwelle für den Beginn des Turbo-Effekts des Kanalcodes unterschritten wird.

Daher sind Abweichungen der geschätzten von der wahren Amplitude möglich, solange das Differenzsignal zwischen wahren Signal und geschätztem Signal wesentlich kleiner ist als die Störung durch das wahre Signal alleine. Anzumerken ist ferner, dass eine unterschiedliche Verteilung der Leistung für das Interference-Cancellation-Verfahren von Vorteil sein kann, besonders, wenn wie



im Rice-Kanal die Mehrwegeeffekte mit einer Erhöhung der mittleren Leistung einhergehen, siehe dazu Anhang [A.1.3](#).

### 7.3 Interferenz-Unterdrückung in TDMA-Satellitensystemen

Die Trennung der Teilnehmer durch ein Mehrantennensystem kann als eine zu CDMA verwandte Methode angesehen werden. Es existiert eine Korrelationsmatrix  $R_A$  zwischen den einzelnen Beams des Mehrantennensystems, welche der Korrelationsmatrix  $R$  des CDMA-Systems entspricht. Der Korrelationsfaktor hängt dabei von der Position der Benutzer ab.

Auf ein solches System soll das Verfahren der Turbo-Code-basierenden Interferenz-Unterdrückung angewandt werden. Der Wiederverwendungsfaktor  $K_U$  sei die Anzahl der maximal gleichzeitig aktiven Benutzer pro Zelle und pro Frequenz.

Bei einem traditionellen MF-TDMA-System können reguläre Muster erzeugt werden, bei dem die Clustergröße 4 oder 3 ist und damit  $K_U = 1/4$  bzw.  $K_U = 1/3$ .

Unter Verwendung der vorgestellten Interferenz-Unterdrückungsmethode ließe sich das System auch bei niedrigeren Störabständen betreiben, jedoch muss dazu ein Muster gefunden werden, das einen höheren Wert für  $K_U$  erlaubt. Dieses Muster soll jedoch bei ungünstigster Positionierung der Benutzer weiterhin einen Betrieb erlauben.

#### 7.3.1 Neues Zellmuster für die Frequenzwiederholung

Zuerst wird ein herkömmliches Frequenzwiederholungsmuster verwendet, bei dem drei Frequenzen verwendet werden, so dass jede Zelle eine unterschiedliche Frequenz als ihre Nachbarzellen besitzt (siehe Abbildung 7.19). Dann wird eine vierte Frequenz hinzugefügt, die alle Benutzer verwenden dürfen, die sich innerhalb des eingezeichneten Kreises befinden. Dieser Kreis besitzt den Radius  $r_a$  und ist nur eine theoretische Definition, die keinen Einfluss auf das Antennendiagramm

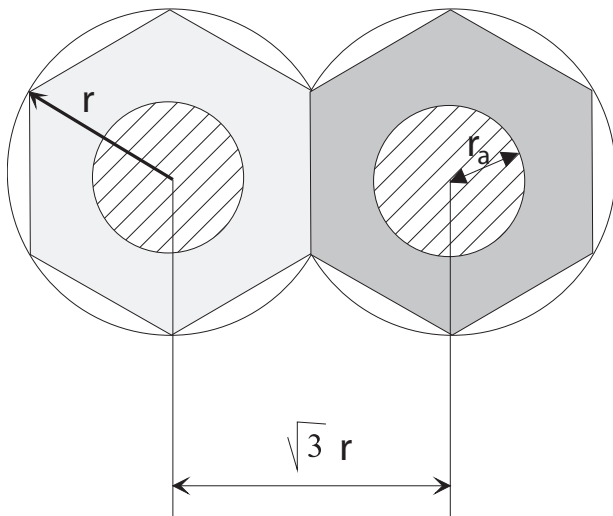


Abbildung 7.18: Funkzellen mit jeweils einer äußeren von der Nachbarzelle verschiedenen Frequenz und einer inneren Frequenz, welche in der Nachbarzelle wiederholt wird

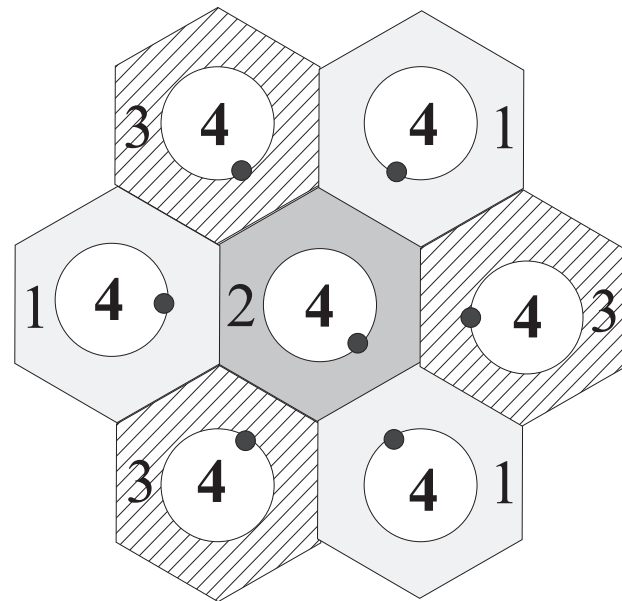


Abbildung 7.19: Worst-Case-Szenario für den mittleren Benutzer der inneren Frequenz (4)

hat, dessen Abfall um 3 dB weiterhin am äußeren Rande des Hexagons stattfindet. Damit stehen jeder Zelle zwei Frequenzen zur Verfügung, einmal für Teilnehmer innerhalb des Kreises und einmal für Teilnehmer außerhalb dieses Kreises.

Für den Wiederverwendungsfaktor ergibt sich:  $K_u = \frac{1}{4} \cdot \left(1 + \frac{1}{3} + \frac{1}{3} + \frac{1}{3}\right) = \frac{1}{2}$ , wenn sich jeweils ein Teilnehmer innerhalb und ein Teilnehmer außerhalb des Kreises befinden.

Das Worst-Case-Szenarium für den Benutzer in der Mitte und die in jeder Zelle verwendete Frequenz 4 ist (siehe Abbildung 7.19) :

- Das sendende Terminal liegt am Rande seines inneren Spots.
- Die interferierenden Terminals liegen am Rande ihres inneren Spots, in Richtung zum Nutzsignal.

Der Abstand  $d$  der Gleichkanalstörer von der Nutzsignalzellenmitte ist:

$$d = \sqrt{3} \cdot r - r_a . \quad (7.8)$$

Wenn man von einer Gleichverteilung der Positionen der Benutzer ausgeht, muss die Fläche des inneren Kreises die Hälfte der Gesamtfläche der Zelle ausmachen, damit im Durchschnitt im Inneren des Kreises genauso viele Benutzer stehen, wie im Rest der Zelle. Es existieren dann zwei gleichgroße Frequenzblöcke, wobei der erste Block in allen Zellen auftritt (Frequenz 4), während der zweite Block, in drei Teilblöcke (Frequenz 1-3) geteilt wird. Wenn jeder Frequenzblock die gleiche Fläche bedient, kann man von einem Wiederverwendungsfaktor  $K_U = 1/2$  sprechen. Daraus folgt für den Radius des Kreises  $r_a$ :

$$r_a = \sqrt{\frac{3\sqrt{3}}{4\pi}} \cdot r \approx 0,64r . \quad (7.9)$$

Es sei  $G_r(x)$  der Antennengewinn im Abstand  $x$  vom Zellmittelpunkt bezogen auf den Gewinn im Zellmittelpunkt. Unter der Annahme einer Antenne nach ITU und der Näherung  $\tan \frac{r}{d} \approx \frac{r}{d}$  bedeutet dies im ungünstigsten Fall ein Verhältnis des Antennengewinns des nächsten Gleichkanalstörers zum Antennengewinn des Nutzers von nur noch :

$$\frac{G_r(\sqrt{3} \cdot r - r_a)}{G_r(r_a)} = 10^{0,9 \cdot \left(2\sqrt{\frac{\sqrt{3}}{4\pi}} - 1\right)} \approx -2,3 \text{ dB} . \quad (7.10)$$

Wenn 2/3 der Fläche zum inneren Kreis gehören, ist  $r_a \approx 0,74$  und der Unterschied des ungünstigsten Gleichkanalstörers im Verhältnis zum Nutzer nur noch -1,28 dB . In diesem Falle könnte bei konstantem Verkehr pro Fläche das Verhältnis von inneren zu äußeren Frequenzen zwei zu eins betragen und damit einen Wiederverwendungsfaktor von  $K_u = \frac{3}{5}$  ermöglichen.

Um für die Abschätzung der symmetrischen Interferenz für ein sich fortsetzendes Antennenmuster keine unendlich große Anzahl von Benutzern simulieren zu müssen, wird als Näherung der Fall betrachtet, dass die außerhalb des inneren Ringes liegenden Störer der sechs äußeren Benutzer sich gerade so verhalten, wie die sechs äußeren Benutzer sich zum mittleren Benutzer verhalten. Dies ergibt eine obere Schranke für die Interferenz. Man kann dann die Unterdrückung durch die Antenne als äquivalent ansehen zu den des Korrelationskoeffizienten des CDMA-Systems. Damit ergeben sich die in Abbildung 7.20 und 7.21 dargestellten Kurven.

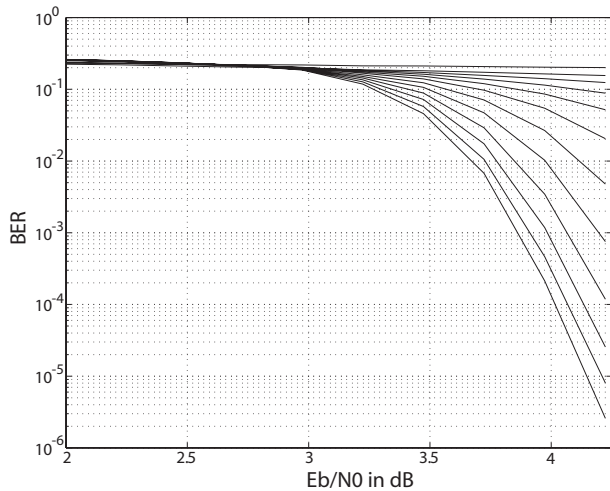


Abbildung 7.20: Turbo-Code-Interference-Cancellation  $R = 1/3$  für ein Antennensystem mit 7 Benutzern mit einem inneren Kreis von  $1/2$  der Fläche der Gesamtzelle und symmetrischer Worst-Case-Abschätzung für alle Benutzer

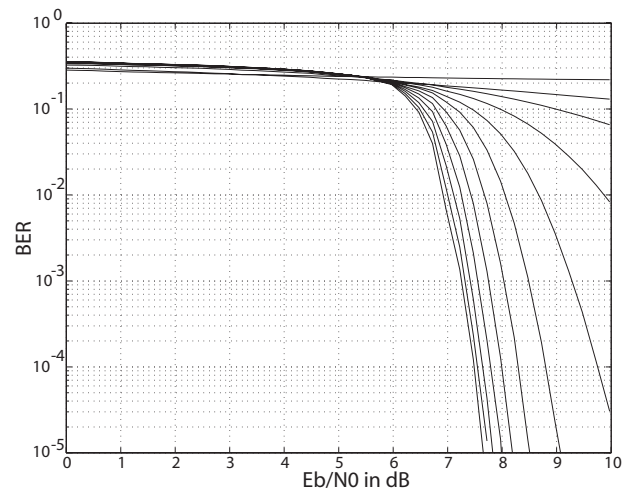


Abbildung 7.21: Turbo-Code-Interference-Cancellation  $R = 1/3$  für ein Antennensystem mit 7 Benutzern mit einem inneren Kreis von  $3/4$  der Fläche der Gesamtzelle und symmetrischer Worst-Case-Abschätzung für alle Benutzer

Man erkennt, dass selbst in dem nicht realisierbaren Worst-Case eine Erhöhung der Sendeleistung um etwa 3 dB ausreichen würde, um den Frequenzwiederverwendungsfaktor von  $1/3$  auf  $1/2$  anzuheben. Da der vorgestellte Rückkanal nicht leistungsbegrenzt ist und realisierbare Benutzerverteilungen für endliche Zellmuster bessere Eigenschaften aufweisen, erscheint das vorgestellte Verfahren ein interessantes Potential zu beherbergen. Weiterführende Untersuchungen hängen stark von dem gewählten Antennenmuster, dessen endlicher Größe und insbesondere den Eigenschaften der Antenne bei nicht zentraler Antennenkeule ab. Je nach gewählter Satelliten und Antennengeometrie nimmt die Interferenz am Rande zu oder ab. Untersuchungen dazu sind in [Ern99] veröffentlicht, allerdings mit Interference-Cancellation in Verbindung mit Faltungscodes. Allgemeine Analysen bezüglich des Antennenpatterns und Multi-User-Detektion finden sich ferner in [Moh00].

Bei den bisherigen Simulationen wurde angenommen, dass die einzelnen Symbole einen zufälligen, zeitvarianten Phasenfaktor haben, ohne eine Korrelation zum vorherigen Symbol.

Eine Annäherung an diesen Fall kann man in einem realen System erreichen, wenn es einen kleinen Frequenzversatz zwischen den Teilnehmern gibt. In Abbildung 7.22 ist der Fall dargestellt, wenn die Teilnehmer jeweils um eine Schwingung pro Rahmen versetzt sind. Der Versatz wäre im Falle von UMTS ca. 100 Hz. Wie man erkennen kann, verschlechtert sich das Ergebnis nur unwesentlich gegenüber dem Fall einer rein zufälligen Phase.

Abschließend ist festzustellen, dass mit Hilfe von Interference-Cancellation in Kombination mit Turbo-Codes eine Optimierung der notwendigen Frequenzressourcen möglich ist. Der Einfluss dieses Verfahrens auf die dynamische Frequenzzuteilung während des Betriebs erscheint beherrschbar, da mit Hilfe der hier vorgestellten Zellplanungsmethode von den Möglichkeiten der Interference-Cancellation Gebrauch gemacht werden kann, aber weiterhin eine statische am schlechtesten Fall ausgerichtete Planung möglich ist. Dennoch können damit Wiederverwendungsfaktoren von größer als  $1/2$  erzielt werden.

Im abschließenden Kapitel 8 soll nun ein Ausblick gegeben werden, wie sich ein frequenzeffizi-

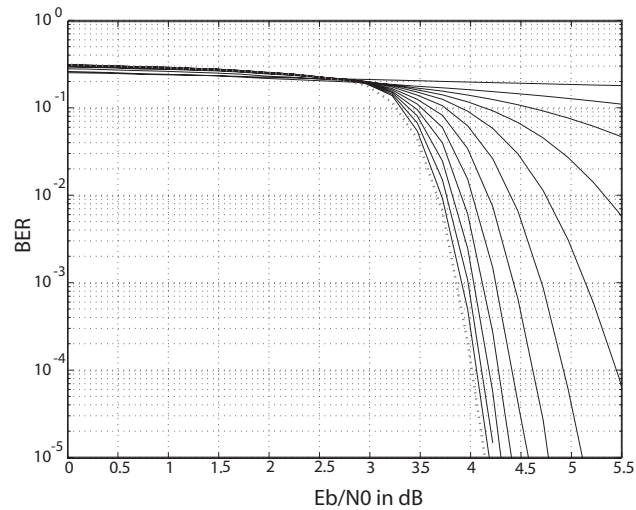


Abbildung 7.22: Turbo-Code-Interference-Cancellation  $R = 1/3$  für ein Antennensystem mit 7 Benutzern mit einem inneren Kreis von  $1/2$  Fläche der Gesamtzelle und symmetrischer Worst-Case-Abschätzung für alle Benutzer sowie Phasenversatz der Symbole aufgrund eines Frequenzversatzes von 100 Hz, gestrichelt das Endergebnis bei zufälligem Phasenversatz

enter Rückkanal mit einer Broadcast-Verbindung sowie dateiorientierter Codierung kombinieren lässt.



# Kapitel 8

## Ausblick: Interaktives Multicast-System

Abschließend soll in diesem Abschnitt gezeigt werden, warum ein Rückkanal für das System von Interesse ist, wie er sich in das Gesamtsystem einfügen würde und welche Möglichkeiten sich durch das Zusammenspiel eines effizienten Rückkanals mit einer dateiorientierten Codierung ergeben könnten.

Ein zusätzlicher Rückkanal - selbst wenn er nur sehr niederrangig ist - ermöglicht zum einen neue Klassen von Anwendungen, insbesondere die Möglichkeit, bestimmte Musiktitel zu erwerben und sie vom gesicherten Cache im Fahrzeug auf einen MP3-Spieler zu übertragen. Ferner können Informationen von den Teilnehmern gezielt abgefragt oder umgekehrt kurze Statusinformationen an die Zentrale versandt werden, welche diese zu einem Gesamtbild zusammenfügt und über den Vorwärtslink den Teilnehmern zugänglich macht (z.B. Stauinformationen oder die Positionen einer Flotte von Fahrzeugen).

Zum anderen ergibt sich mit einem Rückkanal die Möglichkeit, Informationen zuverlässig zu übertragen und nicht nur mit einer hohen Wahrscheinlichkeit. Eine gesicherte Übertragung ist für Anwendungen wie Software-Updates der Fahrzeugelektronik wichtig, aber auch für Spezialanwendungen wie dem Abgleich von Datenbanken. Beides sind Anwendungen, welche Übertragungssicherheit fordern, die aber nicht zeitkritisch sind oder zumindest keine Echtzeitanforderungen stellen.

Die Verwendung eines Rückkanals für eine gesicherte Übertragung soll nun näher beleuchtet werden. Dabei steht die Verknüpfung des Rückkanals mit den Möglichkeiten der dateiorientierten Codierung im Vordergrund, wobei die Stärken dieser Kombination herausgearbeitet werden sollen. Dazu wird ein auf den Satellitenfall angepasstes Verfahren für Multicast-ARQ vorgestellt und seine Besonderheiten erläutert. Für Multicast-ARQ-Verfahren wird häufig auch die Bezeichnung „Reliable Multicast“ verwendet. Von einigen anderen Autoren wird dieser Begriff jedoch auch für Verfahren verwendet, welche durch FEC auf Dateiebene die Übertragungssicherheit nur erhöhen, jedoch nicht garantieren können.

### 8.1 Multicast und globale ARQ-Verfahren

In einem Multicast-System mit Rückkanal und dem Ziel einer garantierten Übertragung kann man zwei prinzipielle Ansätze für die Wiederversendung von fehlender Information im Vorwärtslink unterscheiden:

- über individuelle Verbindungen (unicast) von der Sendestation zu jedem Teilnehmer
- über eine Broadcast-Verbindung.

Wenn es sich beim Rückkanal um ein zusätzliches Medium wie GSM oder UMTS handelt und dieses auch für die Wiederversendung von fehlenden Paketen verwendet wird, ergibt sich insgesamt leicht ein relativ großes zu transportierendes Datenvolumen, obwohl der einzelne Nutzer nur seine für ihn notwendigen Pakete anfordert.

Für eine größere Anzahl  $N_B$  von Benutzern ist die Summe der wiederzuversendenden Pakete  $n_W$  bei einer Datei mit  $n_P$  Paketen und einer Paketfehlerrate von  $p_P$  im unkorrelierten PEC:

$$n_W(N_B) = N_B \cdot n_P \cdot p_P . \quad (8.1)$$

Allgemein hängt die Anzahl an wiederangeforderten Paketen einfach vom Erwartungswert  $E\{N_{WS}\}$  an fehlenden Paketen  $N_{WS}$  des einzelnen Nutzers und der Anzahl der Nutzer ab:

$$n_W(N_B) = N_B \cdot E\{N_{WS}\} . \quad (8.2)$$

Bei Benutzung von dateibasierender Codierung sei  $N_{WS}$  die Anzahl an fehlenden Paketen bis eine Decodierung erreicht werden kann, Gl.(8.2) bleibt dann weiterhin gültig.

Da  $n_W$  proportional mit der Anzahl der Benutzer wächst, verursacht selbst eine kleine mittlere Anzahl von fehlenden Paketen bei 1.000 und mehr Benutzern eine erhebliche Anzahl von individuellen Verbindungen und ein insgesamt nach oben unbeschränktes Datenvolumen, wie in Abbildung 8.1 dargestellt.

Individuelle Vorwärtsverbindungen zu einzelnen Benutzern (Unicast) über ein Satellitensystem sind sicher der falsche Ansatz. Um das Datenvolumen im Vorwärtslink zu verringern, wird man die Broadcastfähigkeit des Satelliten nutzen, so dass ein Paket, welches mehreren Benutzern fehlt, nur einmal wiederversendet wird.

Dieses Potential wird von vielen Multicast-Ansätzen im Internet nicht genutzt, da dort im Allgemeinen keine direkte Broadcast-Verbindung zwischen Sender und den Empfängern existiert, sondern die Daten über eine Reihe von Zwischenstationen (Router) versendet werden und ein allgemeiner Broadcast an unbeteiligte Benutzer gerade vermieden werden soll.

Ein Nachteil des einfachen Broadcasts fehlender Pakete ist, dass jedem Benutzer unterschiedliche Pakete fehlen können, so dass unter Umständen die ganze Datei neu gesendet werden muss, obwohl jedem Benutzer möglicherweise nur ein einziges Paket fehlt.

Bei einer Anzahl  $N_B$  von Benutzern und einer Paketfehlerrate von  $p_P$  ist die Wahrscheinlichkeit  $p_W$ , ein Paket wiederholen zu müssen, das Komplement der Wahrscheinlichkeit, dass ein Paket von allen Benutzern empfangen wurde. Im unkorrelierten PEC gilt:

$$p_W(N_B) = (1 - (1 - p_P)^{N_B}) . \quad (8.3)$$

Daraus ergibt sich direkt die mittlere Anzahl der zu wiederholenden Pakete der Datei  $n_W = n_P \cdot p_W$ . Wenn dateibasierende Codierung verwendet wird, gilt Gl.(8.1) weiterhin, nur ist  $p_P$  für ein Paket



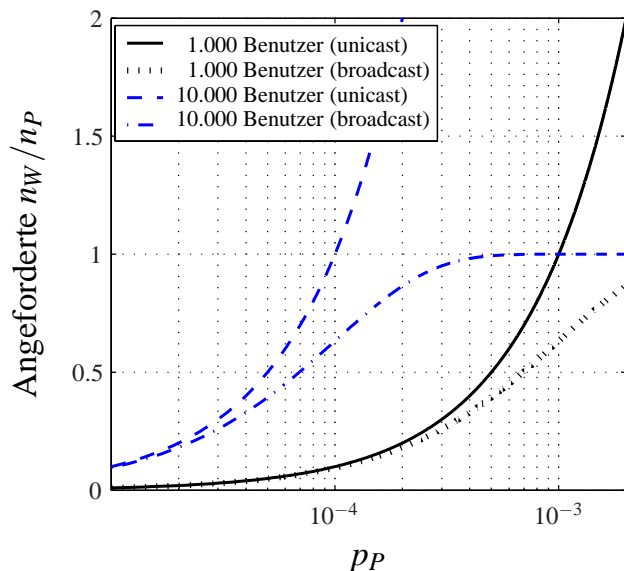


Abbildung 8.1: Summe der zu wiederholenden Pakete relativ zur Dateigröße im Unicast und im Broadcast-Modus für 1.000 und 10.000 Benutzer und Paketfehlerrate  $p_P$

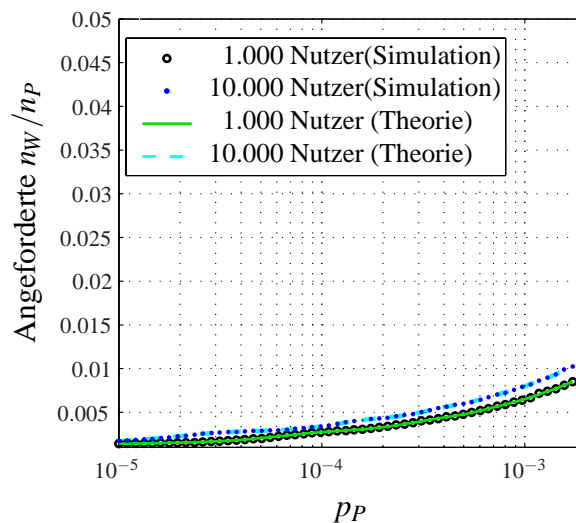


Abbildung 8.2: Summe der zu wiederholenden Pakete bei Wiederversendung von zusätzlicher Redundanz relativ zur Dateigröße von 720 Paketen mit dateiorientierter Codierung und Broadcast für 1.000 und 10.000 Benutzer und Paketfehlerrate  $p_P$

nicht mehr unabhängig von den übrigen Paketen und  $p_W$  kann sich für verschiedene Paketpositionen unterscheiden.

Wie man in Abbildung 8.1 erkennen kann, ist dieses Verfahren effizienter als die Unicast-Verbindung, da das notwendige Datenvolumen nach oben beschränkt ist. Jedoch ist der Anstieg im Anfangsbereich genauso schnell und schon bei einer relativ geringen Anzahl von Benutzern und Fehlern muss die gesamte Datei wiederholt werden.

Man kann für die Abschätzungen sogar annehmen, dass für die Übertragung in Vorwärtsrichtung bereits Redundanzpakete hinzugefügt wurden. Der Empfänger zählt seine empfangenen Pakete und fordert dann nur so viele Informationspakete wieder an, dass er danach in der Lage wäre die Datei zu decodieren. Bei den ersten beiden Verfahren, Unicast und Broadcast ohne zusätzliche Redundanz, wählt er die anzufordernden Pakete zufällig aus der Menge aller fehlenden Informationspakete aus. Die Berechnungsweisen in Gl.(8.3) und (8.2) für die wiederangeforderte Redundanz bleiben dann weiterhin gültig.

Neben dieser Ineffizienz liegt häufig ein noch größere Herausforderung in der Menge der Signalisierungsdaten auf dem Rückkanal. Bei einer Übertragung zu sehr vielen Teilnehmern können die Empfänger insgesamt eine sehr große Anzahl von Meldungen generieren, welche den Rückkanal überlasten (Feedback Implosion).

Im vorliegenden Fall wird bereits die dateiorientierte Codierung für die Vorwärtsverbindung verwendet. Daher ist es nahe liegend, diese auch in Verbindung mit dem Rückkanal einzusetzen.

Es wird nun ein Ansatz für die Benutzung in einem Satellitensystem skizziert, welcher diese Möglichkeiten berücksichtigt und insbesondere die Kapazität des Rückkanals wenig belastet.

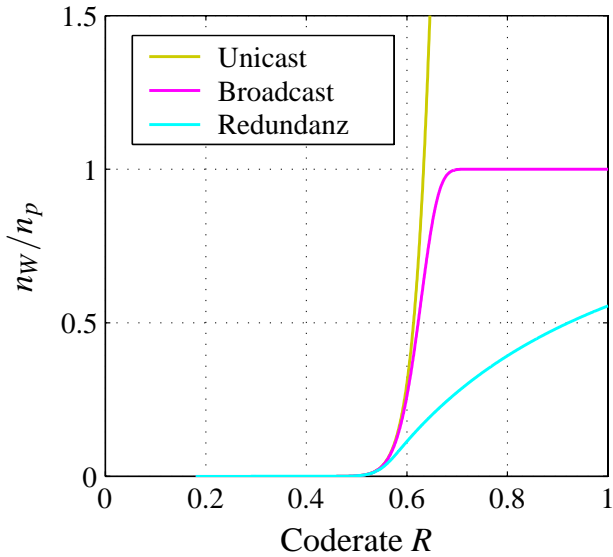


Abbildung 8.3: Summe der zu wiederholenden Pakete relativ zur Dateigröße im Unicast, Broadcast und im Redundanz-Modus für 1.000 Nutzer und verschiedene Coderaten in der Landstraßen-Umgebung, Dateilänge 720 Pakete, Ausspieldauer der Infopakete 120 s

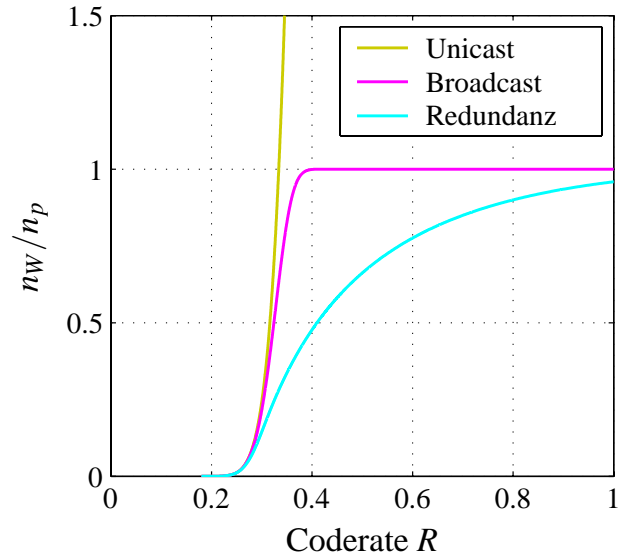


Abbildung 8.4: Summe der zu wiederholenden Pakete relativ zur Dateigröße im Unicast, Broadcast und im Redundanz-Modus für 1.000 Nutzer und verschiedene Coderaten in der Stadt-Umgebung, Dateilänge 720 Pakete, Ausspieldauer der Infopakete 120 s

## 8.2 Zuverlässiges reaktives Multicast-Schema

Bei einer idealen dateiorientierten Codierung muss der Empfänger nicht mehr mitteilen, welche Pakete ihm fehlen (siehe auch Abschnitt 8.3). Er muss nur die Tatsache mitteilen, dass ihm zur Zeit noch Pakete fehlen, nicht einmal notwendigerweise, wieviele Pakete ihm fehlen.

Solange eine solche Rückmeldung bei der Sendestation ankommt, werden neue Redundanzpakete verschickt. Die notwendige Anzahl von wiederzuversendenden Paketen richtet sich nur nach dem schlechtesten Benutzer und danach wie viele Pakete ihm fehlen.

Die kumulative Wahrscheinlichkeit  $F_{n_W}(n_W)$ , dass keinem der Benutzer mehr als  $n_W$  Pakete fehlen ist:

$$F_{n_W}(n_W) = \left( \sum_{i=0}^{n_W} \binom{i}{n_W} p_P^i \cdot (1 - p_P)^{n_P - i} \right)^{N_B}. \quad (8.4)$$

Der Erwartungswert  $E\{n_W\}$  der fehlenden Pakete ergibt sich zu:

$$E\{n_W\} = \sum_{i=0}^{n_P} i \cdot (F_{n_W}(i) - F_{n_W}(i-1)) \quad (8.5)$$

mit  $F_{n_W}(-1) = 0$ .

In Abbildung 8.2 ist das Ergebnis einer Simulation und der Berechnung eingetragen. Das zu übertragende Datenvolumen ist erheblich geringer als bei den vorherigen Verfahren. Man beachte die

unterschiedliche Skalierung. Analog zu den vorhergehenden Berechnungen lässt sich die angeforderte Datenmenge auch für die landmobilen Kanalmodelle berechnen [EDS03].

In Abbildung 8.4 und 8.3 sind die Ergebnisse für die Stadt-Umgebung und die Landstraßen-Umgebung dargestellt. Für den reinen Broadcast-Modus ohne zusätzliche Redundanz wurde dabei angenommen, dass nur Infopakete angefordert wurden. Die Auswahl der angeforderten Infopakete wurde als gleichverteilt angenommen. Es wurde ferner eine konstante Ausstrahlungsdauer von  $T_m = 120$  Sekunden für die Informationspakete angenommen, so dass die Redundanz die Gesamtdauer  $T_{\text{Ges}} = T_m/R$  entsprechend verlängert.

Man erkennt, dass die Wiederversendung zusätzlicher Redundanz weiterhin die besten Ergebnisse liefert. Allerdings ist der Unterschied nicht mehr ganz so groß wie im unkorrelierten PEC, da die Wahrscheinlichkeit besonders schlechter Fälle im landmobilen Kanal größer ist als im unkorrelierten Fall, siehe Abschnitt 6.2.

Zu den Ergebnissen ist hinzuzufügen, dass in Wirklichkeit die Parameter der einzelnen Benutzer bezüglich der Umgebung stark schwanken, so dass eine optimale Positionierung der zu verwendeten Coderate ohne einen Rückwärtslink sehr schwierig ist. Es sollte an dieser Stelle vor allem das prinzipielle Verhalten beschrieben werden.

Nachdem die Belastung der Vorwärtsverbindung hiermit deutlich reduziert werden konnte, bleibt jedoch das Problem der Belastung des Rückkanals durch die vielen Anforderungen an Redundanz durch die Teilnehmer.

Um die Anzahl der Rückmeldungen zu verringern, kann anstatt jeweils einer Rückmeldung, dass noch nicht genügend Pakete empfangen wurden, am Ende der Dateiübertragung einmalig die Gesamtanzahl der noch fehlenden Pakete übermittelt werden. Dann kann die Sendestation auch einfacher planen, wie viel Kapazität für Wiederversendungen von Paketen reserviert werden muss.

Aus diesen Gründen wird daher folgendes, sehr einfache, reaktive Schema vorgeschlagen:

1. Der Benutzer empfängt Pakete, die zu seiner Dateiübertragung gehören und beendet das Schema sobald er die Datei decodieren konnte.
2. Wenn er Verbindung zum Satelliten hat und er keine Pakete in einem gewissen Zeitraum erhält, merkt er sich im nächsten erlaubten TDMA-Zeitschlitz für eine Rückmeldung vor.
3. Wenn er zwischenzeitlich wieder Pakete erhält, geht er wieder zum ersten Zustand über, andernfalls sendet er seine Anforderung und teilt der Sendestation mit, wie viele Pakete ihm noch fehlen.

Bei diesem Verfahren ist darauf hinzuweisen, dass es vermieden werden muss, dass alle Benutzer, denen noch ein Paket fehlt, gleichzeitig eine Rückmeldung schicken, da ansonsten der Rückkanal überlastet wird. Außerdem ist es ineffizient, wenn nach der Absendung einer Anforderung nach mehr Redundanz von einem Benutzer, später noch andere Benutzer Redundanz anfordern, nur weil die Rückmeldung über den Satelliten eine gewisse Zeitverzögerung beinhaltet, bevor erneut Redundanz verschickt und von den Benutzern wiederum empfangen werden kann.

Deshalb sollte die Zeitdauer, die der Empfänger wartet, ob noch ein weiteres Paket im LOS ankommt, bei zeitunkritischen Übertragungen einen Zufallsfaktor von einem Mehrfachen des Round-Trip-Delays enthalten, um eine zusätzliche Entzerrung zu ermöglichen.

Wenn dem Empfänger stattdessen die Zeitdauer der Übertragung bekannt ist, kann man neben der vorgestellten reaktiven, auch ein vorausschauendes Rückmeldeschema verwenden, bei dem sich der Benutzer meldet, sobald er weiß, dass er die Übertragung nicht mehr empfangen kann. Dieses Verfahren verkürzt die Dauer bis zum vollständigen Empfang.

Bevor das Verfahren jedoch in Abschnitt 8.4 näher beleuchtet wird, soll in einem Einschub in Abschnitt 8.3 auf die Annahme eingegangen werden, dass der Sender beliebig zusätzliche Redundanz erzeugen kann. Wie in Abschnitt 5.5 erwähnt, bieten sich dafür die so genannten ratenlosen Codes an, denen man nicht vorher die Rate des zu erzeugenden Codes angeben muss. Dieser Ansatz fällt jedoch mit hoher Wahrscheinlichkeit unter den Patentschutz von Digital Fountain [Lub01].

Im folgenden Abschnitt wird jedoch gezeigt, dass stattdessen auch die Verwendung eines beliebigen niederratigen Codes möglich ist.

### 8.3 Codierungsansätze mit konstanter Coderate

An dieser Stelle soll untersucht werden, inwieweit spezielle patentierte ratenlose Codes für effiziente zuverlässige Multicast-Verfahren zwingend notwendig sind, oder ob ein solches System auch Codierungsansätze mit konstanter Coderate verwenden kann.

Allgemein kann ein Code mit einer festen Coderate für die Erzeugung von Redundanz herangezogen werden, von der ein Teil bei der ursprünglichen Ausstrahlung verwendet und ein Teil für zusätzliche Anforderungen in Reserve gehalten wird.

Es kann jedoch prinzipiell der Fall eintreten, dass die vorrätige Redundanz nicht mehr ausreicht. Bei ratenlosen Codes wird dann neue Redundanz erzeugt, bei Codes mit konstanter Rate kann stattdessen ein zufälliges bereits gesendetes Paket (Codesymbol) wiederholt werden.

Durch die Wiederholung kann es jedoch passieren, dass der Empfänger genau dieses Paket bereits korrekt empfangen hat, so dass das zusätzliche Paket dem Empfänger bei der Decodierung der Datei nicht weiterhilft.

Man kann diesen Effekt als zusätzliche Ineffizienz  $I_r$  des Codes beschreiben, welche angibt wie viele Pakete im Mittel zusätzlich notwendig sind, bis die Datei decodiert werden kann.

Diese zusätzliche Ineffizienz  $I_r$  lässt sich in Abhängigkeit der Coderate  $R$  anhand der Wahrscheinlichkeit berechnen, dass gleiche Pakete mehrfach empfangen werden, bevor genügend unterschiedliche Pakete für die Decodierung zur Verfügung stehen.

Dazu soll als Erstes der Fall betrachtet werden, dass zufällige Symbole des Codewortes in beliebiger Reihenfolge gesendet werden. Dieser Fall stellt den Grenzwert in einem System dar, wenn das Codewort häufig wiederholt wurde und ein Empfänger über lange Zeiträume zufällig Pakete empfangen hat.

Dies kann insbesondere bei Software-Updates auftreten, welche mit einer geringen Datenrate über einen langen Zeitraum versendet werden. Vor allem aber stellt dies den schlechtesten möglichen Fall für ein System dar und dient als allgemeine, obere Schranke für die sich daraus ergebende Ineffizienz.

Im darauf folgenden Abschnitt wird dann der Fall, bei dem nur maximal eine zusätzliche Wiederholung vorgesehen ist, im Vergleich zu der zufälligen Wiederholung analysiert.

### 8.3.1 Zufällige Wiederholung von Paketen

Für die folgenden Berechnungen gilt die Annahme, dass sowohl die Aussendung der Pakete als auch deren Auslöschung in einer zufälligen Reihenfolge erfolgen, unabhängig von vorhergehenden Paketen. Es handelt sich damit um ein gedächtnisloses System.

Es sei  $n$  die Anzahl aller Pakete, welche ein Codewort (Datei) bilden, und  $k_r$  die Anzahl der notwendigen unterschiedlichen Pakete für eine Decodierung.

$P(\text{decodiert}|k_r + d)$  sei die Wahrscheinlichkeit, die Datei decodieren zu können, wenn  $kr + d$  Pakete empfangen wurden. Wie im folgenden Abschnitt gezeigt wird, gilt:

$$P(\text{decodiert}|k_r + d) = A(d, k_r) \cdot \frac{n!}{n^{(k_r+d)}(n - k_r)!} = A(d, k_r) \prod_{i=1}^{k_r+d} (1 - (i-1)/n). \quad (8.6)$$

Wobei der Term  $A(d, k_r)$  definiert ist als:

$$A(d, k_r) = \sum_{i_1=1}^{k_r-1} i_1 \cdot \sum_{i_2=i_1}^{k_r-1} i_2 \cdot \dots \cdot \sum_{i_d=i_{d-1}}^{k_r-1} i_d. \quad (8.7)$$

Dieses Ergebnis soll im folgenden Abschnitt hergeleitet werden, bevor im anschließenden Abschnitt die Konsequenzen daraus dargestellt werden.

#### Herleitung der Wahrscheinlichkeit

Die Berechnung der Wahrscheinlichkeit, nach  $k_r + d$  empfangenen Paketen  $k_r$  unterschiedliche Pakete zu erhalten, wird durch den im Folgenden dargestellten kombinatorischen Ansatz ermöglicht:

1. Die Anzahl der Kombinationen von  $k_r$  unterschiedlichen Elementen (Paketen) wird ermittelt und durch die Anzahl aller Kombinationen der Länge  $k_r + d$  geteilt.
2. Die Anzahl von Kombinationen  $A(d, k_r)$ , welche sich durch das Zufügen von  $d$  Mehrfachelementen in einen Vektor der Länge  $k_r$  ergibt, wird errechnet.
3. Das Produkt aus 1. und 2. wird berechnet.

Um die Anzahl der unterschiedlichen Kombinationen  $A(d, k_r)$  zu bestimmen, geht man wie folgt vor (siehe auch Abbildung 8.5):

Es wird davon ausgegangen, dass die Datei decodiert wurde und dafür  $k_r + d$  Elemente gezogen werden mussten. Davon sind  $k_r$  unterschiedliche Elemente. Das für die Decodierung notwendige erste Auftreten eines Elementes werde von 1 bis zum  $k_r$  in der Reihenfolge des Eintreffens durchnummeriert. Das zuletzt gezogene Element hat die Position  $k_r$ , da mit ihm die Decodierung beendet wurde.

An den Positionen zwischen 1 und  $k_r$  werden die  $d$  zusätzlich gezogenen Elemente eingefügt, welche mehrfach vorgekommen sind.

Mehrfache Elemente können nur an Positionen auftreten, nachdem das entsprechende Element bereits vorhanden ist. So kann an der Position unmittelbar nach dem ersten notwendigen Element

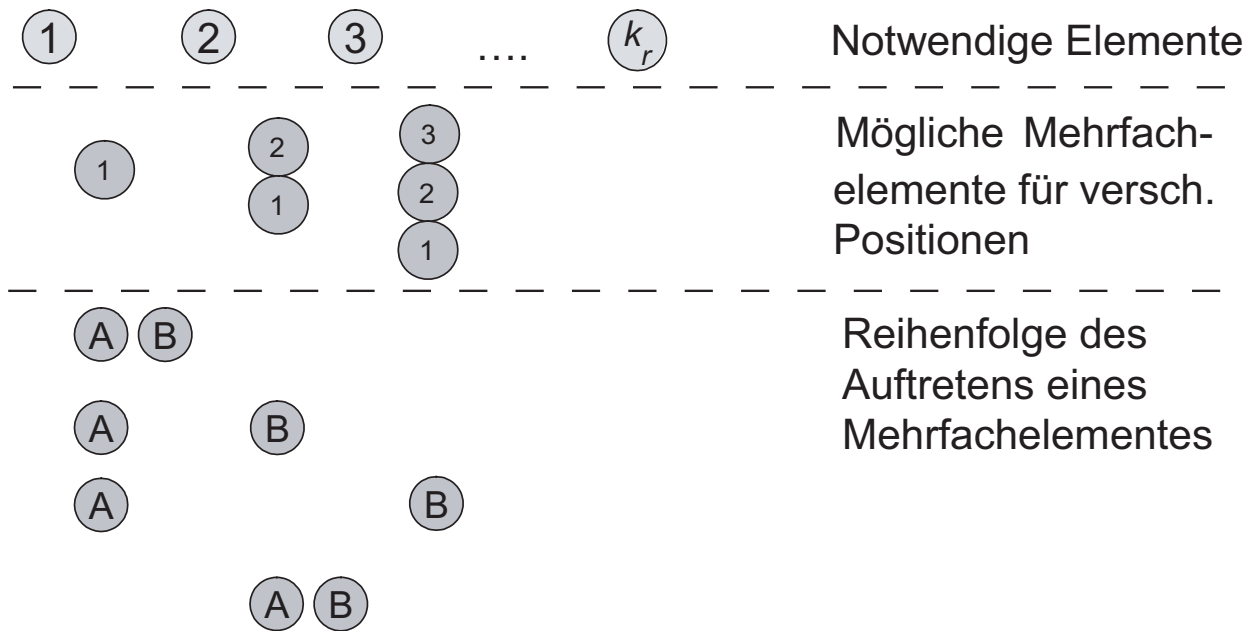


Abbildung 8.5: Anzahl der Kombinationen bei Mehrfachelementen

nur das erste Element als Wiederholung auftauchen. Nach dem zweiten notwendigen Element kann das erste oder das zweite Element als Wiederholung auftauchen. Das zusätzliche, mehrfache Elemente hat daher je nach Position 1 bis  $k_r - 1$  Möglichkeiten, welchem notwendigen Element es gleichen kann (siehe Abbildung 8.5, 2. Zeile).

Als Nächstes werden die einzelnen Mehrfachelemente nach der Reihe ihres Auftretens geordnet. Das erste Auftreten eines Mehrfachelementes werde mit A bezeichnet, das zweite Auftreten des gleichen Elementes mit B und so fort.

Die Bedingung für die Anzahl der Möglichkeiten lautet, dass das aktuelle Element alle Stellen auf Höhe des vorherigen ( $S_V$ ) und aller nachfolgenden Elemente belegen kann, siehe auch die 3. Zeile der Abbildung 8.5.

Die Anzahl der Kombinationen für ein Element ab der Stelle  $S_V$  lautet:

$$A(1, S_V, k_r) = \sum_{i=S_V}^{k_r-1} i = (k_r - 1 - S_V) \cdot \frac{k_r - 1 + S_V}{2}. \quad (8.8)$$

Für mehrere Elemente und Start am Anfang ergibt sich dann folgender Zusammenhang:

Die Anzahl  $A$  der Kombinationen in Abhängigkeit der notwendigen unterschiedlichen Elemente  $k_r$  und der Anzahl der zusätzlichen Mehrfachelemente  $d$  bestimmt sich zu:

$$A(d, k_r) = \sum_{i_1=1}^{k_r-1} i_1 \cdot \sum_{i_2=i_1}^{k_r-1} i_2 \cdot \dots \cdot \sum_{i_d=i_{d-1}}^{k_r-1} i_d, \quad (8.9)$$

wobei nur die letzte Summe analytisch bestimmbar ist.

Um die Berechnung der Ergebnisse für die verschiedenen Möglichkeiten für  $d$  zu beschleunigen, kann man sich des folgenden Ansatzes bedienen, in welchem die Zwischensummen  $A_{ZW}$  wieder verwendet werden.

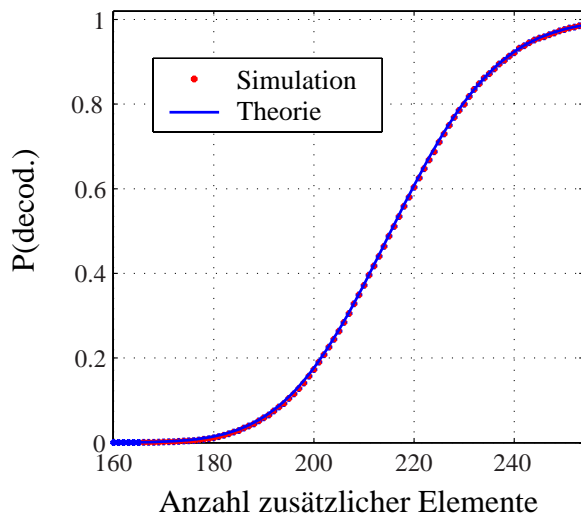


Abbildung 8.6: Wahrscheinlichkeit nach dem Eintreffen von zusätzlichen Elementen, über  $k_r$  hinaus, die Datei decodieren zu können, für Coderate  $1/3$  und  $k_r = 1\,000$

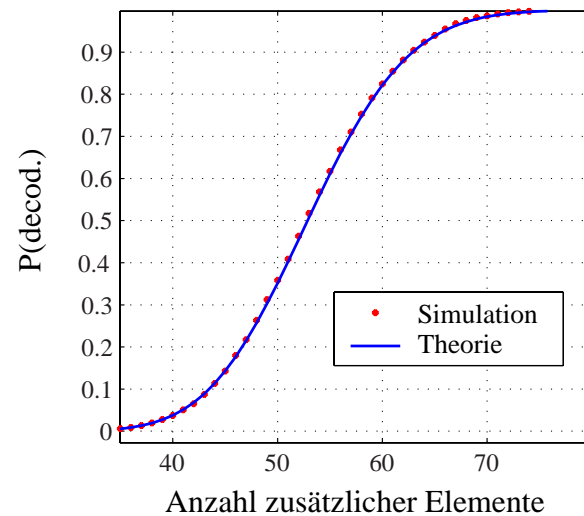


Abbildung 8.7: Wahrscheinlichkeit nach dem Eintreffen von zusätzlichen Elementen, über  $k_r$  hinaus, die Datei decodieren zu können, für Coderate  $1/10$  und  $k_r = 1\,000$

Es sei:

$$A(d, k_r) = A_{ZW}(d, i = k_r - 1). \quad (8.10)$$

Für die Zwischensumme gibt es die rekursive Rechenvorschrift:

$$A_{ZW}(d, i) = (k_r - i) \cdot (A_{ZW}(d - 1, i) + \sum_{j=1}^{i-1} A_{ZW}(d - 1, j)) \quad (8.11)$$

wobei  $A_{ZW}(0, i) = 1$  gilt.

## Ergebnisse

In Abbildung 8.6 wird für eine aus  $k = k_r = 1\,000$  Elementen bestehende Übertragung mit der Coderate  $1/3$  die kumulative Wahrscheinlichkeit dargestellt,  $d$  unnötige, zusätzliche Elemente zu erhalten, bevor die Nachricht decodiert werden kann. Man erkennt, dass dies zu einem zusätzlichen Overhead von knapp 250 Elementen gegenüber den 1.000 notwendigen Elementen führt, also zu einem relativen Overhead  $O_v$  von ca. 25%, wenn man eine Decodierwahrscheinlichkeit von 99% fordert, wie es für wichtige Dateien sinnvoll ist. Bei einer Decodierwahrscheinlichkeit von 95%, was die empfangene Anzahl an Dateien nur unwesentlich reduzieren würde, wäre ein Overhead von 24% ausreichend.

Im Gegensatz dazu ergibt sich in Abbildung 8.7 bei der Coderate  $1/10$  nur ein Overhead im Bereich um die 7% für beide Fälle. Zusätzlich sind in den Graphiken noch die Ergebnisse einer Simulation mit 10.000 Versuchen als Sternchen angegeben. Im Ausschnitt in Abbildung 8.8 ist die gute Übereinstimmung von Simulation und dem zu erwartenden 95%-Konfidenzintervall zu erkennen.

In Abbildung 8.9 ist der notwendige Overhead  $O_v$  relativ zu der Anzahl der Pakete der Ursprungsdatei aufgetragen, um 95% der Dateien decodieren zu können. In Abbildung 8.10 ist der Overhead

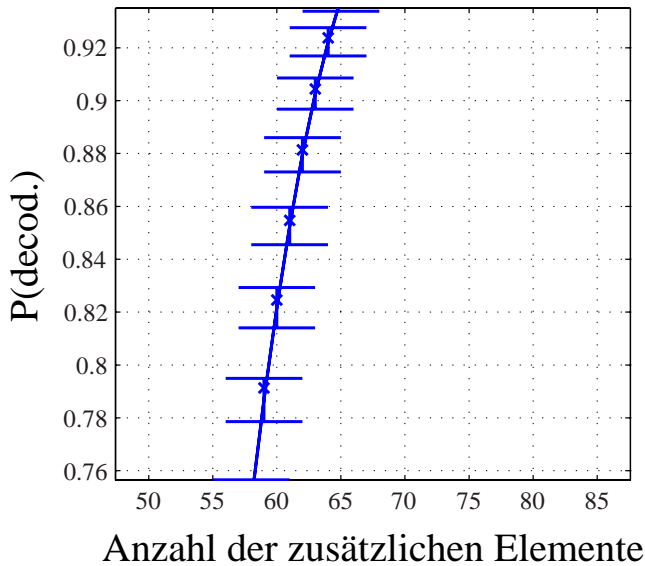


Abbildung 8.8: 95%-Konfidenzintervall der theoretischen Kurve für  $k_r = 1.000$  und Coderate  $R = 1/10$  sowie Simulationspunkte bei 10.000 Versuchen

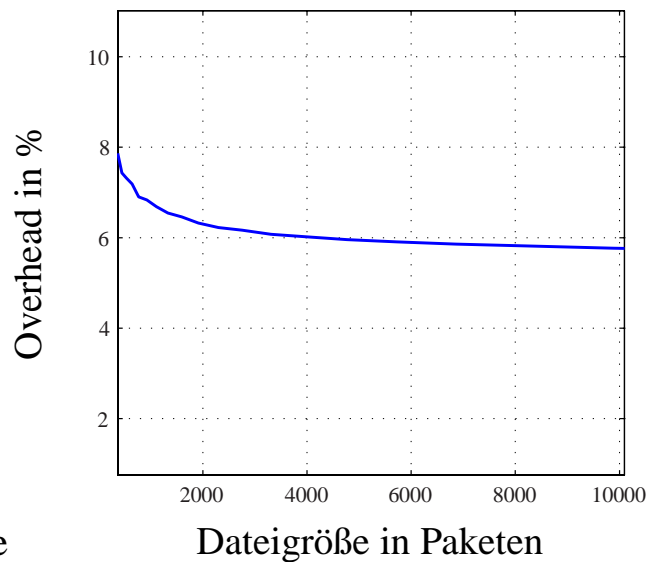


Abbildung 8.9: Relativer Overhead bei der Coderate  $R = 1/10$  und unterschiedlicher Dateilängen in ausgedrückt in  $k_r$ , um 95% aller Dateien decodieren zu können

für verschiedene Coderaten dargestellt. Man erkennt deutlich den zurückgehenden relativen Overhead bei Reduktion der Coderate. Nach der Unterschreitung einer Coderate von ca.  $1/10$  ist der Overhead in einem Bereich angelangt, welches das Systemverhalten nicht mehr dominieren sollte. Abschließend sind in Abbildung 8.11 zum Vergleich die Ergebnisse für eine 99-prozentige Sicherheit angegeben.

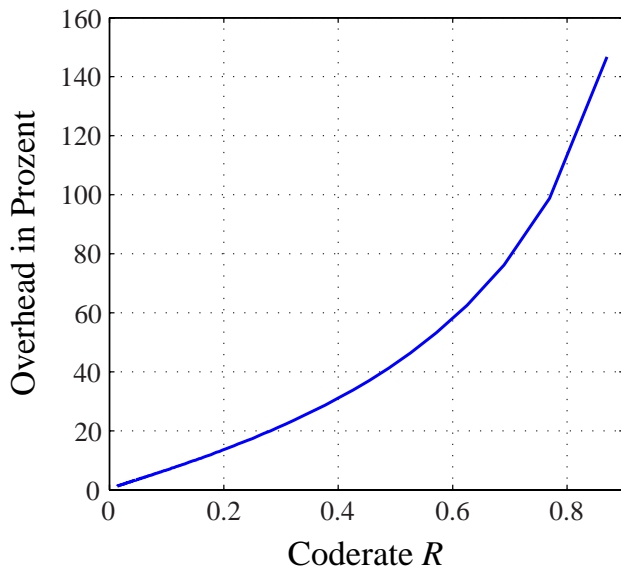


Abbildung 8.10: Geschätzter Overhead um 95% der Dateien mit  $k_r=1.000$  Elementen zu decodieren

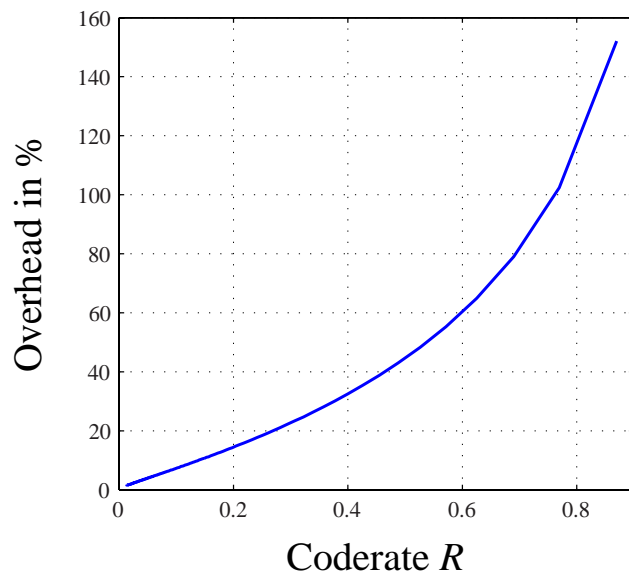


Abbildung 8.11: Geschätzter Overhead um 99% der Dateien mit  $k_r=1.000$  Elementen zu decodieren



### 8.3.2 Overhead bei einmaliger Wiederholung

Um den Overhead zu verringern, kann man statt zufälliger Elemente zuerst einmal alle bisher erzeugten Codesymbole nacheinander schicken. Dadurch ist gewährleistet, dass Dateien, welche während der ersten Übertragung decodiert werden, keinen zusätzlichen Overhead benötigen. Außerdem kommt es innerhalb der zweiten Übertragung auch zu keiner mehrfachen Aussendung von Paketen.

Für Dateien, welche während der ersten Wiederholung decodiert werden, kann man für den Mittelwert des relativen Overheads  $E\{O_v\}$  die folgende obere Abschätzung verwenden:

$$E\{O_v\} \leq \frac{1 - D_1}{1 - D_1 \cdot R} \cdot (D_1 \cdot R), \quad (8.12)$$

wobei  $D_1$  derjenige Anteil der Datei ist, welcher bei der ersten Ausstrahlung empfangen wurde.

Der zweite Term von Gl. (8.12) ist die Wahrscheinlichkeit, bei der Wiederholung, doppelte Elemente zu erhalten. Der erste Term gibt den zum Decodieren fehlenden Teil an, wobei dieser Anteil sich um den Anteil der doppelten Elemente vergrößert.

Durch Differentiation von Gl. (8.12) nach  $D_1$  kann der Maximalwert des Overheads berechnet werden zu:

$$O_{\max} = \frac{1 - \sqrt{1 - R}}{R}. \quad (8.13)$$

Für kleine Coderaten nähert sich dieser dem Wert 1/2 und für die Coderate  $R = 1$  dem Wert 1.

In Abbildung 8.12 ist der Overhead für die Coderate 1/2 in Abhängigkeit des bereits in der ersten Übertragung empfangenen Anteils  $D_1$  aufgetragen. In Abbildung 8.13 ist der zu erwartende Overhead am Punkt des Maximums und für den Fall  $D_1 = 0,5$  dargestellt, sowie unter der Annahme, dass  $D_1$  gleichverteilt zwischen 0 und 1 ist.

Man erkennt in Vergleich mit Abbildung 8.10, dass der notwendige Overhead im Bereich mittlerer Coderaten selbst im Maximum um mehr als den Faktor 2 niedriger ist als für die vollkommen ungeordnete Aussendung.

Es ist noch darauf einzugehen, inwiefern es sich hier um eine obere Abschätzung handelt. Der Effekt, dass eine Decodierung in dem Moment abgebrochen wird, in dem das letzte nicht doppelte Element empfangen wird, wird hier ignoriert. Dies kann man am besten an dem extremen Fall der Coderate  $R = 1$  erkennen. Als Grenzwert ergibt sich hierfür mit  $D_1 \rightarrow 1$  der maximale Overhead von 100%; alles muss noch einmal gesendet werden. Dies trifft für den Fall zu, dass fast die gesamte Datei beim ersten Mal empfangen wurde, und nur ein infinitesimaler Anteil fehlt. Würde es sich dabei jedoch um ein einzelnes Paket handeln, wäre die Decodierung in Wirklichkeit im Mittel bereits nach der Hälfte der zweiten Übertragung beendet.

Es ergibt sich daher eine Abweichung der Abschätzung mit der Wirklichkeit, welche dadurch entsteht, dass der Overhead nach dem Empfang des letzten nicht-doppelten Elementes nicht mehr einbezogen werden muss. Diese Abweichung kann man mit Hilfe eines Korrekturfaktors einbeziehen. Sobald es sich jedoch um mehr als 20 fehlende Pakete handelt, ist der Korrekturfaktor bereits größer als 0,95 und erreicht bei 100 Paketen 0,99, so dass er für große Übertragungen selbst bei Coderaten nahe 1 vernachlässigt werden kann. In Abbildung 8.14 ist das Ergebnis einer Simulation angegeben, bei dem die Hälfte der notwendigen Pakete schon bei der ersten Übertragung empfangen wurden und die zweite Hälfte bei der Wiederholung.

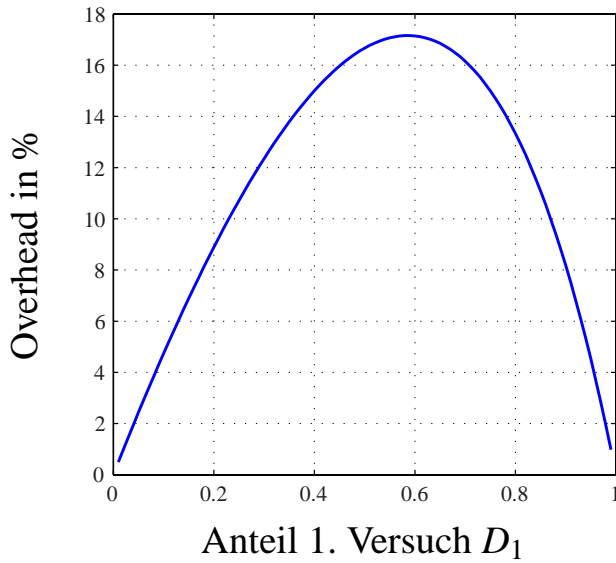


Abbildung 8.12: Geschätzter Overhead bei Coderate  $R = 1/2$  und einem Anteil  $D_1$  der bereits beim ersten Versuch decodierten Daten

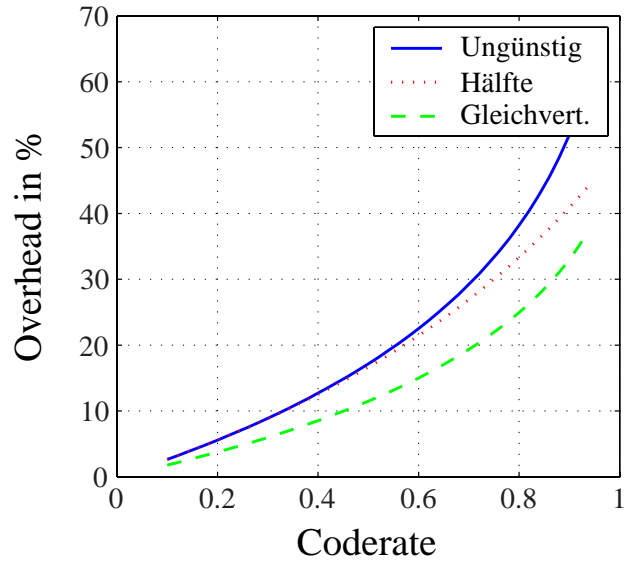


Abbildung 8.13: Overhead in Abhängigkeit der Coderate, wenn bei der ersten Übertragung die Hälfte aller Pakete empfangen wurde  $D_1 = 0,5$  oder die für den Overhead ungünstigste Anzahl an Paketen empfangen wurde oder eine gleichverteilte Anzahl an Paketen empfangen wurde.

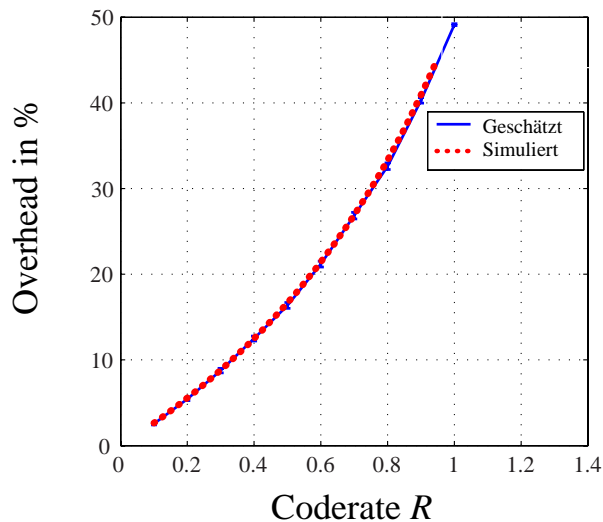


Abbildung 8.14: Gemessener Overhead der Simulationen bei  $k_r = 100$  notwendigen Paketen davon 50 erfolgreich übertragenen Paketen im ersten Durchlauf  $D_1 = 0,5$  im Vergleich mit der Abschätzung

Insgesamt zeigen die in diesem Abschnitt vorgestellten Ergebnisse, mit welchem zusätzlichen Overhead man rechnen muss, wenn statt einer idealen Codierung von unbestimmter Rate, mit einer Codierung fester Rate gearbeitet wird. Im Bereich unterhalb einer Rate  $1/10$  ist der Unterschied sogar für zufällige Aussendungen kleiner als 8%. Wenn es sich maximal um eine Wiederholung der Sendung handelt, ergeben sogar Coderaten im Bereich von  $1/3$  einen zusätzlichen Overhead von weniger als 10%.

Man kann also feststellen, dass die Verwendung eines ratenlosen Codes für zuverlässige Multicast-Anwendung zwar angenehm, jedoch nicht zwingend erforderlich ist.

## 8.4 Zuverlässiges vorausschauendes Multicast-Schema

Nachdem auf die alternativen Codierungsmethoden hingewiesen wurde, soll abschließend ein vorausschauendes Multicast-Schema vorgestellt werden, bei dem der Empfänger weiß, bis zu welchem Zeitpunkt die Übertragung abgeschlossen sein soll. Dieses Verfahren soll dazu verwendet werden, die Anzahl der Rückmeldungen zu verringern und gleichzeitig die Verzögerung bis zur Aussendung von weiterer Redundanz möglichst gering zu halten.

Falls der Benutzer die noch ausstehende Menge an Information zur Datei kennt und er absehen kann, dass die noch kommende Information nicht mehr ausreicht, kann er diese Information bereits zurückmelden und so eine Verlängerung der Übertragung erwirken. Die Verlängerung wird den anderen Benutzern mitgeteilt, so dass diese keine weitere Rückmeldung schicken müssen.

Das Verfahren hat den Vorteil, dass es nicht schlagartig zu Rückmeldungen am Ende der Übertragung kommen kann, sondern sich die Benutzer mit den bis zu diesem Zeitpunkt schlechtesten Kanälen zuerst melden. Diese sind mit hoher Wahrscheinlichkeit diejenigen, welchen am Ende der Übertragung die meisten Pakete fehlen werden. Aufgrund der ersten Rückmeldung kann daher auch eine für die übrigen Benutzer wahrscheinlich ausreichende Anzahl an Redundanzpaketen hinzugefügt werden.

Zur Illustrierung des Vorteils der geringeren Anzahl der Rückmeldungen wird nun auf das kontinuierliche Kanalmodell zurückgegriffen. Für dieses Kanalmodell kann die Wahrscheinlichkeitsdichteverteilungen der Zeitdauern, bis der Empfänger erkennt, dass er die Datei nicht mehr wird decodieren können, mit Hilfe der in Abschnitt 6.3 vorgestellten Methode berechnet werden.

Wenn man von einem unabhängigen terrestrischen Rückkanal ausgeht, ist die Erkenntnis nicht decodieren zu können, gleichzeitig der Zeitpunkt, an dem die Rückmeldung erfolgt. Da sich der Benutzer zum Zeitpunkt dieser Erkenntnis immer im schlechten Zustand befindet, ergäbe sich bei Verwendung des gleichen Satelliten für Vorwärtslink und Rückwärtslink zusätzlich noch eine exponentiell verteilte Wartezeit, bis wiederum eine Sichtverbindung vorhanden ist.

Das Verhalten des Multicast-Schemas soll anhand eines Beispiels in der Stadt-Umgebung illustriert werden, bei dem von einem unabhängigen, fehlerfreien Rückkanal ausgegangen wird.

Die Dauer  $T_{\text{Ges}}$  der Dateiübertragung kann man unterteilen in die erforderliche Zeit  $T_m$  im guten Zustand um die Datei decodieren zu können und der maximalen Zeit im schlechten Zustand  $T_{Bm}$ , welche nicht überschritten werden darf, ohne dass eine Decodierung nicht mehr möglich ist. Wenn daher ein Teilnehmer insgesamt eine Zeit  $T_{Bm}$  im schlechten Zustand verbracht hat und sich noch im schlechten Zustand befindet, kann er bereits die Rückmeldung aussenden, um eine Verlängerung von  $T_{\text{Ges}}$  zu beantragen. Er weiß, dass er ohne weitere zusätzliche Redundanz die Datei nicht decodieren kann.

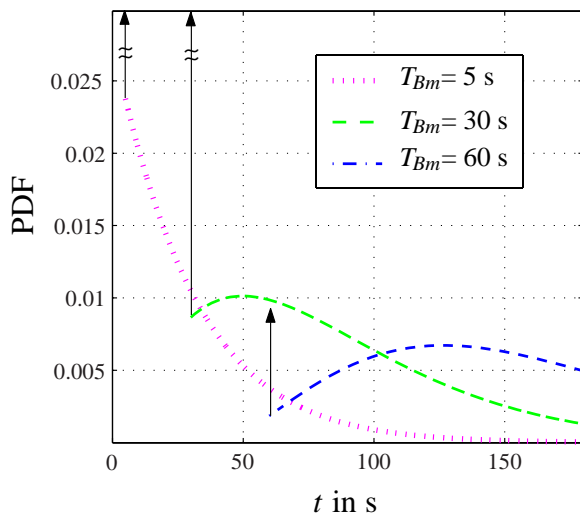


Abbildung 8.15: Wahrscheinlichkeitsdichte der Zeitpunkte  $t$ , bei denen in der Stadt-Umgebung die Gesamtzeit im schlechten Zustand zu sein, länger als  $T_{Bm}$  wird

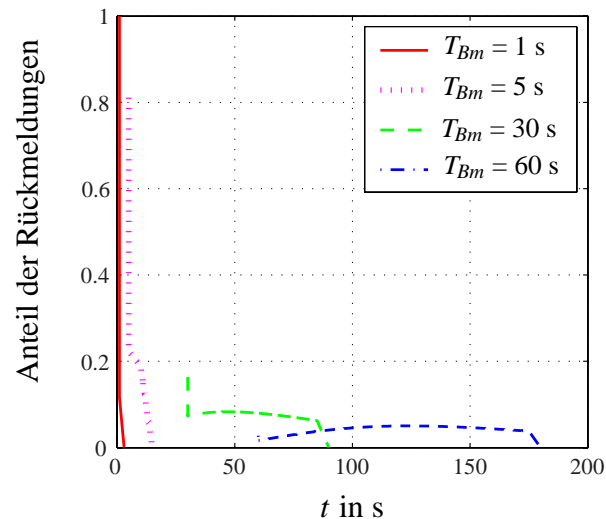


Abbildung 8.16: Verhältnis der Rückmeldungen im Zeitintervall von  $t$  bis  $t + 5$  Sekunden zu der Gesamtanzahl der Rückmeldungen für die Stadt-Umgebung und einer Coderate von  $2/3$

Die Wahrscheinlichkeitsdichten der Rückmeldezeitpunkte bei unterschiedlich langen tolerierbaren Zeiten im schlechten Zustand  $T_{Bm}$  sind in Abbildung 8.15 dargestellt. Es ergibt sich unmittelbar zum Zeitpunkt  $t = T_{Bm}$  eine Dirac-Distribution, welche um so größer ist, je kleiner  $T_{Bm}$  ist. Die Dirac-Distribution entsteht durch diejenigen Teilnehmer, welche seit dem Beginn der Übertragung durchgehend im schlechten Zustand waren. Sobald die Zeit  $T_{Bm}$  überschritten wird, ist diesen Teilnehmern bekannt, dass sie die Datei nicht mehr werden decodieren können.

Für kleine Werte von  $T_{Bm}$  dominiert die Dirac-Distribution die Verteilung. Zusätzlich existiert für kleine Werte von  $T_{Bm}$  an dieser Stelle ein exponentieller Abfall der Dichte, welcher durch Teilnehmer ausgelöst wird, welche sich Anfangs im guten Zustand befanden, aber bevor die Datei decodiert werden konnte, in den schlechten Zustand gewechselt sind.

Für Übertragungen, welche eine längere Zeit im schlechten Zustand tolerieren können, ergibt sich eine weiter gefächerte Verteilung. Die Dirac-Distribution bei  $t = T_{Bm}$  wird wiederum durch Teilnehmer verursacht, welche die gesamte Zeit bis dahin im schlechten Zustand verbracht haben. Ihr Anteil sinkt jedoch mit zunehmender Länge der tolerierbaren Zeit  $T_{Bm}$ . Insgesamt ergibt sich eine gleichmäßigere Verteilung der Auftrittswahrscheinlichkeit der Rückmeldungen, wobei das Maximum sich nun dem Wert  $t = T_{Bm} \cdot (1 + D_G/D_B)$  annähert.

In einem realen System ist zusätzlich die Zeit von der ersten Rückmeldung bis zum Zeitpunkt, an dem allen Teilnehmern mitgeteilt werden kann, dass eine Verlängerung der Übertragung stattfindet und daher eine Rückmeldung unnötig ist, nicht zu vernachlässigen.

Daher soll abschließend der Verlauf der zu erwartenden Rückmeldungen innerhalb eines Zeitfensters dargestellt werden, welches zu einem Zeitpunkt  $t > T_{Bm}$  beginnt und eine Dauer von  $\Delta T_W = 5$  Sekunden besitzt.

In Abbildung 8.16 ist dieser Fall für die Stadt-Umgebung dargestellt. Die Übertragung verwendet eine Coderate von  $2/3$ , so dass die gesamte Übertragungsdauer  $T_{Ges}$  sich zu  $2/3$  aus  $T_m$  und zu einem Drittel aus  $T_{Bm}$  zusammensetzt. Auf der Ordinate ist der Anzahl der zu erwartenden Rück-

meldungen innerhalb des Zeitfensters im Verhältnis zur Gesamtanzahl aller zu erwartender Rückmeldungen angegeben. Dabei beginnt das Zeitfenster zum Zeitpunkt  $t$  und endet zum Zeitpunkt  $t + \Delta T_W$ .

Mit zunehmender tolerierbarer Dauer des schlechten Zustandes  $T_{Bm}$  nehmen die zu erwartenden Rückmeldungen innerhalb des Zeitfenster ab. Dies gilt insbesondere für den Anfangsbereich, wo sich vorher zum Zeitpunkt  $t = T_{Bm}$  schlagartig eine große Anzahl an Teilnehmer gemeldet haben, welche kontinuierlich im schlechten Zustand waren, siehe dazu auch die Dirac-Distributionen in Abbildung 8.15.

Durch eine zeitliche Dehnung der Ausstrahlung einer Datei kann also nicht nur, wie in Kapitel 6 gezeigt, die Wahrscheinlichkeit des Empfangs einer Datei beeinflusst werden. Man kann mit der zeitlichen Dehnung auch die Anzahl der Rückmeldungen verringern, ohne eine zusätzliche zeitliche Verzögerung wie im reaktiven Multicast-Schema einführen zu müssen.

Zusammenfassend kann man feststellen, dass die Verknüpfung von dateiorientierter Codierung mit einem Rückkanal neue Perspektiven ermöglicht und gerade im Bereich eines landmobilen Kanals durch die Verwendung eines frequenzeffizienten Rückkanals und den hier vorgestellten Multicast-Verfahren der Bedarf an Kapazität für den Rückkanal wesentlich gesenkt werden kann.



# Zusammenfassung

Aufbauend auf den Gegebenheiten des landmobilen Satellitenkanals wurde ein neuartiges dateibasierendes Satellitenrundfunkkonzept vorgestellt. Das Rundfunkkonzept wurde sowohl theoretisch anhand von Modellen als auch mit Hilfe von Testfahrten untersucht. Als potentielle Erweiterung des Systems wurde ein frequenzeffizienter Rückkanal beschrieben und die Möglichkeiten dargestellt, welche sich aus der Kombination eines Rückkanals mit einer dateiorientierten Übertragung ergeben.

Im Einzelnen ist die Arbeit durch folgende Schritte gekennzeichnet:

- Die Voraussetzungen für das Ku-Mobil-System wurden aufgezeigt. Das System, bestehend aus einem bereits im Orbit befindlichen Rundfunksatelliten im Ku-Band und einem optionalen Rückwärtslink, besitzt im Gegensatz zu herkömmlichen mobilen Satellitenradiosystemen nur geringe Reserven im Link-Budget und keine terrestrischen Verstärker.
- Eine Messkampagne zur Charakterisierung des Ku-Bandes wurde durchgeführt und die Ergebnisse in Kapitel 3 ausgewertet. Es zeigte sich, dass bereits einfache Hindernisse wie unbelaubte Bäume eine beträchtliche Dämpfung des Signals im Ku-Band verursachen.
- Die prinzipiellen Verluste von BPSK und einer auf den LOS-Zustand fokussierten Übertragung wurden mit Hilfe der Kapazität berechnet. Man konnte dabei erkennen, dass der LOS-Zustand die Gesamtkapazität stark dominiert. Ein Übertragungsverfahren, welches nur den LOS-Zustand berücksichtigt, muss daher nicht wesentlich schlechter sein, als ein Verfahren, welches durchgehend synchronisiert ist und auch die Symbole im abgeschatteten Zustand verwendet.
- Um den Einfluss begrenzter Interleaverlängen auf die Kanalcodierung abzuschätzen, wurde eine Erweiterung der Outage-Capacity für begrenzte Zeitfenster entworfen. Die Ergebnisse zeigen, dass sehr große Interleaverlängen im Bereich von mehr als fünf Minuten notwendig sind, um sich dem mittleren Verhalten des Kanals anzunähern.
- Im Unterschied zur reinen Ausfallanalyse wurde auch der Einfluss unterschiedlicher Interleaverlängen und Coderaten auf den Durchsatz betrachtet. Der Durchsatz weist dabei ein wesentlich robusteres Verhalten bezüglich Parameteränderungen auf als die Ausfallwahrscheinlichkeit.
- Ein für den landmobilen Satellitenkanal entworfenes dateibasierendes Radiokonzept wurde vorgestellt und gezeigt, inwiefern dieser Ansatz auf Gebieten wie der Personalisierung oder der Integration weiterer Quellen dem herkömmlichen Radio sogar überlegen ist.

- Um die Übertragung von Dateien zu gewährleisten, wurde auf vorhandene Internetprotokolle zurückgegriffen und die Leistungsfähigkeit der dateiorientierten Codierung mit Hilfe eines auf dem DVB-S2-Code basierenden Ansatzes erhöht.
- Das Potential der dateiorientierten Codierung wurde anhand einiger Beispiele veranschaulicht und die Frage aufgeworfen, unter welchen Umständen eine separate Betrachtung der Übertragung von IP-Paketen gegenüber dem kontinuierlichen Kanalverhalten notwendig ist.
- Die direkte Betrachtung des kontinuierlichen Kanals erlaubt eine von der genauen Anzahl der Pakete unabhängige Analyse. Damit konnten verschiedene Eigenschaften der Übertragung berechnet werden, wie die Zeit bis zur erfolgreichen Decodierung, die Korrelation zwischen Kanalzustand und Misserfolg der Übertragung und der Wahrscheinlichkeit eine Datei erfolgreich übertragen zu können.
- Die theoretischen Ergebnisse bezüglich Übertragungssicherheit und Datendurchsatz wurden berechnet und so die verwendeten Parameter für die Demonstrationsfahrten motiviert.
- Die Ergebnisse der tatsächlichen Implementierung und Übertragung über den Satelliten wurden anhand zweier typischer Fahrten auf Landstraßen und im Stadtbereich von München untersucht und diskutiert.
- Für eine potentielle Erweiterung des Systems um einen frequenzeffizienten Rückkanal wurde die Verbindung von Interference-Cancellation mit Turbo-Codes untersucht und ein besonders aufwandsgünstiges Schema verwendet, bei welchem die notwendige Rechenleistung für die Decodierung nur geringfügig ansteigt.
- Ein neues regelmäßiges Frequenzmuster wurde entworfen, welches zusammen mit der Interference-Cancellation einen höheren Frequenzwiederverwendungsfaktor als das bekannte 3-er Muster erlaubt.
- Es wurde dargelegt, welche Möglichkeiten sich mit einem Rückkanal ergeben und wie er sich in ein dateibasierendes Übertragungskonzept einfügen lässt.
- Ein reaktives sowie ein vorausschauendes ARQ-Multicast-Schema für Satellitenanwendungen wurden vorgestellt und gezeigt wie diese sowohl die notwendige Kapazität in Vorwärtsrichtung als auch im Rückkanal verringern können.

Der nächste angedachte Schritt, welcher zur Zeit mit der ESA verhandelt wird, ist die tatsächliche Implementierung eines Rückkanals sowie die Umsetzung der hier beschriebenen Möglichkeiten, welche ein Rückkanal, sowohl auf der Anwendungs- wie auch auf der Protokollebene, bietet.

Ein weiterer Aspekt der zukünftigen Forschung wird das Zusammenspiel von dateiorientierter Codierung auf der Transportschicht und dem Interleaving auf der physikalischen Schicht sein.



# Anhang A

## Grundlagen und Herleitungen

### A.1 Rice-Verteilung

Die im Satellitenbereich wichtigste Amplitudenverteilung ist die Rice-Verteilung. Sie resultiert aus dem Vorhandensein einer direkten Komponente sowie einer großen Anzahl gleichverteilter Streuer, die ein komplexes gaußverteiltes Signal erzeugen.

#### A.1.1 Allgemeine Gleichungen

W sei eine unkorrelierte 2-dimensionale gaußsche Zufallsvariable mit dem Mittelwert 0.  $\sigma_n^2$  ist die Varianz der Gaußvariablen in einer Dimension, so dass die Gesamtvarianz  $2\sigma_n^2$  beträgt.  $A$  sei die Zufallsvariable der Einhüllenden  $a$  der Kanalamplitude.

$x_0$  sei der Betrag der Amplitude der direkten Komponente und für das auf die Leistung bei Kanal-amplitude  $a = 1$  normierte Leistungsverhältnis  $P$  gelte  $P = A^2$ .

Funktion	$f_A(\text{Amplitude})$	$f_P(\text{Leistung})$
$A =  x_0 + W $	$f_A(a) = \frac{a}{\sigma_n^2} \cdot e^{-\frac{a^2+x_0^2}{2\sigma_n^2}} I_0\left(\frac{ax_0}{\sigma_n^2}\right)$	$f_P(p) = \frac{1}{2\sigma_n^2} \cdot e^{-\frac{p+x_0^2}{2\sigma_n^2}} I_0\left(\frac{x_0}{\sigma_n^2} \sqrt{p}\right)$

Die Amplitude ist riceverteilt und das Leistung folgt einer mittelwertbehafteten  $\chi^2$ -Verteilung mit 2 Freiheitsgraden.  $I_0$  ist die modifizierte Besselfunktion nullter Ordnung erster Art [Pro89].

Die mittlere normierte Leistung ist

$$E\{a^2\} = 2\sigma_n^2 + x_0^2$$

und die Varianz des Leistungsverhältnisses  $\sigma_P^2 = 4\sigma_n^4 + 4\sigma_n^2 x_0^2$ .

Um die Parameter zu schätzen, berechnet man

$$x_0^2 = \sqrt{E^2\{a^2\} - \sigma_P^2}$$

und

$$\sigma_n^2 = \frac{E\{a^2\} - x_0^2}{2}.$$

Mit der Definition des Rice-Faktors

$$c = \frac{x_0^2}{2\sigma_n^2}$$

und  $x_0 = 1$  um damit der Normierung auf den LOS-Fall gilt:

Funktion	$f_A(\text{Amplitude})$	$f_P(\text{Leistung})$
$A =  1 + W $	$f_A(a) = 2ca \cdot e^{-(a^2+1)c} I_0(2ca)$	$f_P(p) = c \cdot e^{-c(p+1)} I_0(2c\sqrt{p})$

Für große Rice-Faktoren kann die Bessel-Funktion angenähert werden (siehe [BS89], S.444) und es ergibt sich:

Funktion	$f_A(\text{Amplitude})$	$f_P(\text{Leistung})$
$A =  (1 + W) $	$f_A(a) = \sqrt{\frac{ca}{\pi}} \cdot e^{c(2a-a^2-1)}$	$f_P(p) = \sqrt{\frac{c}{4\pi\sqrt{p}}} \cdot e^{c(2\sqrt{p}-p-1)}$

Die Näherung unterschätzt den korrekten Wert um weniger als  $O(\exp(-c))$ . Die Verwendung der Näherung wurde notwendig bei Kapazitätsberechnung für Rice-Faktoren größer als 15 dB, um eine ausreichende mathematische Stabilität zu erzielen.

Die mittlere normierte Leistung ist nach dieser Definition für  $c$ :

$$E\{a^2\} = 1 + 2\sigma_n^2.$$

Diese Normierung wird häufig im Satellitenbereich angewendet, da das Link-Budget für den direkten Strahl berechnet wird und man alle zusätzlich einfallenden Wellen als unabhängig vom direkten Strahl ansieht. Diese Definition wurde in der vorliegenden Arbeit verwendet.

Falls der Erwartungswert der Leistung zu 1 normiert werden soll, wie es häufig für theoretische Betrachtungen getan wird, definiert man  $a'^2 = \frac{c+1}{c} \cdot a^2$  und es gilt:

$$E\{a'^2\} = 1$$

und daraus folgt

$$x_0^2 = \frac{c}{1+c}.$$

Funktion	$f_F(f)$
$A' =  (\frac{c}{1+c} + W) $	$f_A(a) = 2(1+c)a \cdot e^{-(c+1)a^2-c} I_0(2a\sqrt{c \cdot (1+c)})$
$P' = A'^2 = (\frac{c}{1+c} + W)^2$	$f_P(p) = (1+c) \cdot e^{-(1+c)p-c} I_0(2\sqrt{pc(1+c)})$

Für

$$\gamma_0 = \frac{(x_0^2 + 2\sigma_n^2)T_s}{2N_0} \quad (\text{A.1})$$

mit Symboldauer  $T_s$  und  $\gamma = A^2 \cdot E_s/N_0$  gilt wiederum allgemein die folgende Verteilung für das SNR [Hag03]:

$$f_\gamma(\gamma) = \frac{1+c}{\gamma_0} \cdot e^{-(c+(1+c) \cdot \frac{\gamma}{\gamma_0})} I_0(2\sqrt{c \cdot (1+c) \cdot \frac{\gamma}{\gamma_0}}). \quad (\text{A.2})$$

## A.1.2 Eigenschaften der Kapazität bei Rice-Fading

Da bei einem zu hohen Rice-Faktor die Besonderheiten gegenüber dem AWGN-Kanal nicht deutlich sind, werden die Beispiele anhand von typischen Rice-Faktoren aus dem L-Band dargestellt. Zuerst soll jedoch noch ein spezieller Unterfall betrachtet werden, bei dem die Phase der direkten Komponente geschätzt werden kann, jedoch nicht die Phase des Summensignals.

### Unbekanntes Rice-Fading

Wenn die Fading-Amplitude  $a$  am Decoder unbekannt und nur die Phase der direkten Komponente bekannt ist, gilt:

$$y = x + w + n . \quad (\text{A.3})$$

$w$  ist die komplexe Realisierung der Umwegkomponenten und  $n$  die komplexe Realisierung des Rauschprozesses. Da beide Komponenten weiße Gaußprozesse sind, kann man sie zu einem gemeinsamen Gaußprozess zusammenfassen:

$$\sigma_{\text{Neu}}^2 = \sigma_{\text{Rausch}}^2 + \sigma_{\text{Rice}}^2 = \sigma_{\text{Rausch}}^2 + \frac{x_0^2}{2c} .$$

Das Rice-Fading wirkt in diesem Falle wie eine Erhöhung des Rauschens.

## A.1.3 Besonderheiten von Rice-Fading hinsichtlich der Kapazität

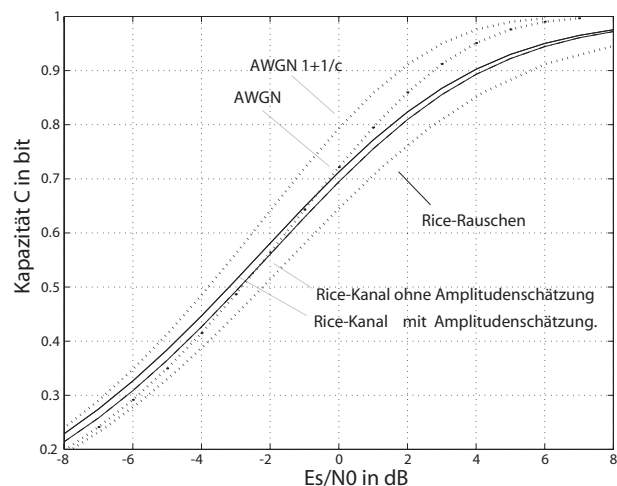


Abbildung A.1: Kapazität des Rice-Kanals mit Rice-Faktor 6 dB gegenüber der Kapazität verschiedener normierter AWGN-Kanäle, gestrichelt dargestellt

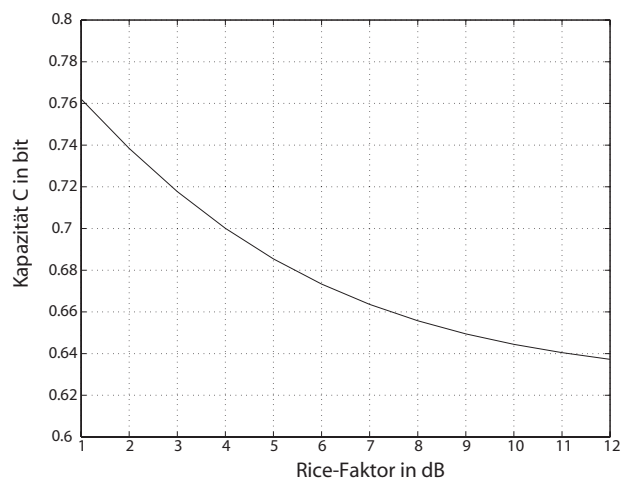


Abbildung A.2: Schnittpunkt der Kapazitäten von reinem AWGN-Kanal und Rice-Fadingkanal

In Abbildung A.1 sind die sich aus den L-Band Modellen ergebenden Kapazitäten für die Stadt-Umgebung mit einem Rice-Faktor von 6 dB dargestellt. Die gestrichelten Linien sind die Kapazitäten für AWGN-Kanäle mit konstantem Verstärkungsfaktor. Die oberste AWGN-Kurve besitzt den Verstärkungsfaktor  $1 + 1/c$ . Damit hat sie die gleiche mittlere Energie wie der Rice-Fadingprozess.

Bei der mittleren gestrichelten Kurve ist der Verstärkungsfaktor eins. Der zugehörige AWGN-Prozess hat die gleiche Leistung wie die direkte Komponente des Rice-Fadings. Die äußerste rechte Kurve beschreibt den Fall, dass nur die Phase der direkten Komponente bekannt ist. Durch die Mehrwegereflektionen entsteht eine Rauscherhöhung. Die obere durchgezogene Kurve zeigt die Kapazität des Rice-Kanals bei bekannter Fading-Amplitude, die untere Kurve die Kapazität bei unbekannter Fading-Amplitude.

Aus den Ergebnissen kann man erkennen, dass die exakte Schätzung der Fading-Amplitude nur eine geringe Erhöhung der Kanalkapazität verursacht, wohingegen die Kenntnis der Phase des Gesamtsignals eine Verbesserung des  $E_s/N_0$ -Verhältnisses bewirkt. Ein interessanter Aspekt ist, dass die Kanalkapazität des Rice-Kanals für kleine  $E_s/N_0$  größer ist als die desjenigen AWGN-Kanals, bei welchem nur die Energie der direkten Komponente verwendet wird (mittlere gepunktete Kurve). Der Schnittpunkt, ab welchem die Kapazität des entsprechenden AWGN-Kanals größer wird, hängt vom Rice-Faktor  $c$  ab, und ist in Abbildung A.2 dargestellt. Jedoch ist der theoretische Vorteil der Riceverteilung bei kleinen SNR-Verhältnissen in realen Systemen kaum nutzbringend zu realisieren, da der Schätzfehler der Phase unter solchen Verhältnissen zunimmt.

#### A.1.4 Die Rice-Kapazität in Abhängigkeit der Ausfallwahrscheinlichkeit

Für die folgenden Berechnungen wird angenommen, dass das Fading innerhalb eines Blockes konstant ist und die Blocklänge groß genug ist, um als ergodischer AWGN-Kanal mit konstanter Dämpfung behandelt zu werden.

Dann gilt für einen minimalen Fadingfaktor  $a_m$  :

$$P(C_{\text{Aus}} < 0,5 \cdot \text{ld}(1 + a_m^2 \frac{E_s}{N_0/2})) = p_0 . \quad (\text{A.4})$$

Speziell für die Rice-Verteilung ist:

$$p_0(a_m) = F_{A^2}(a_m^2) = 1 - \int_{a_m}^{\infty} 2cae^{-c(a^2+1)} I_0(2ca) da = 1 - Q(\sqrt{2c}, a_m \sqrt{2c}) , \quad (\text{A.5})$$

wobei  $Q(a, b)$  die in [Pro89] definierte generalisierte Q-Funktion ist . In Abbildung A.3 ist der Zusammenhang von Rice-Faktor und Ausfallwahrscheinlichkeit dargestellt.

Man erkennt in Abbildung A.4 den wesentlich größeren Einfluss des langsamen gegenüber dem schnellen Fading auf die maximal erzielbaren Raten. Daher sind neben dem niedrigen Rice-Faktor der Stadt-Umgebung auch die Ergebnisse für den höhere Rice-Faktor der Autobahn-Umgebung ( $c=15,5$  entsprechend 11,9 dB) angegeben. Der Effekt, dass die Energie der Mehrwege sich positiv auf die Kapazität auswirkt, ist nur bei Ausfallwahrscheinlichkeiten  $p_0$  größer als 50% erkennbar und damit in diesem Zusammenhang bedeutungslos.

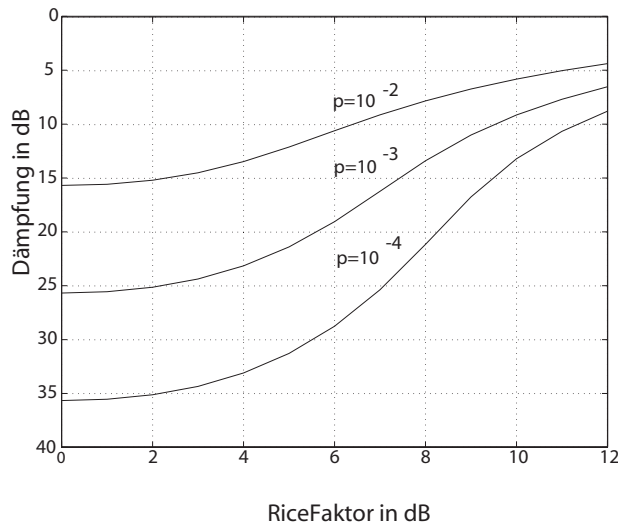


Abbildung A.3: Dämpfung des Rice-Fadings, welches mit einer gewissen Wahrscheinlichkeit unterschritten wird

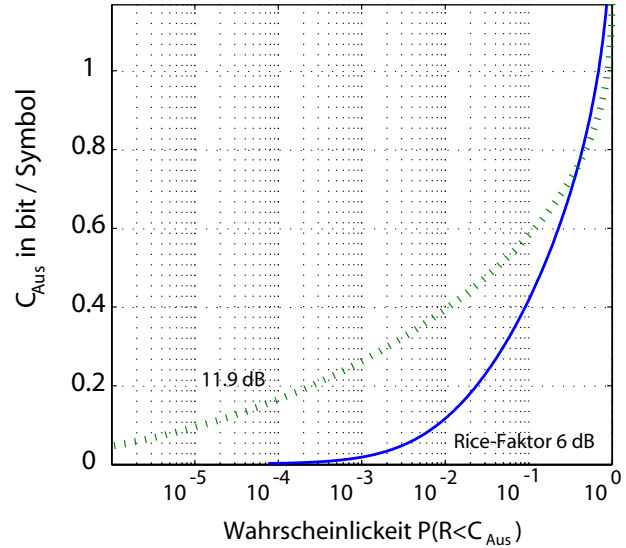


Abbildung A.4: Kapazität versus Ausfallwahrscheinlichkeit, für  $E_s/N_0$  von 0 dB, Rice-Faktor von 6 dB(—), Rice-Faktor 11.9 dB(···)

## A.2 Lognormal-Rayleigh-Fading

Im abgeschatteten Zustand folgt die Langzeitstatistik des Verhältnisses  $P_0$  der Empfangsleistung eines konstanten Sendesignals zu seiner Empfangsleistung im LOS-Zustand einer Lognormal-Verteilung mit den Parametern  $\mu$  und  $\lambda_{LN}$ .

Es sei  $\mu_{dB} = 10 \cdot \log_{10}(\mu_{LN})$  und  $\lambda_{dB} = 10 \cdot \log_{10}(\lambda_{LN})$ . Dann entspricht  $\mu_{dB}$  dem Mittelwert und  $\lambda_{dB}$  der Standardabweichung des gaußverteilten Prozesses  $10 \cdot \log_{10}(P_0)$ . Für die Wahrscheinlichkeitsdichteverteilung von  $P_0$  in linearer Darstellung gilt:

$$f_{LN}(P_0) = \frac{10}{\sqrt{2\pi} \cdot \lambda_{dB} \cdot \ln 10} \cdot \frac{1}{P_0} \exp \left[ -\frac{(10 \cdot \log_{10}(P_0) - \mu_{dB})^2}{2\lambda_{dB}^2} \right] \quad (\text{A.6})$$

Die Kurzzeitstatistik der Kanalamplitude folgt einer Rayleigh-Verteilung und das normierte Leistungsverhältnis einer mittelwertfreien  $\chi^2$ -Verteilung mit 2 Freiheitsgraden. Für das Verhältnis  $P$  der Signalleistung bezogen auf die Leistung im LOS-Zustand bei gegebenem  $P_0$  aufgrund der Langzeitstatistik gilt die Verteilung:

$$f_P(P|P_0) = \frac{1}{P_0} \exp(-P/P_0) \quad (\text{A.7})$$

und ergibt wie gefordert im Mittel  $E\{P\} = P_0$ .

## A.3 Eigenschaft der Kapazität des Lutz-Modells im L-Band

Für den Rückwärtskanal werden die Parameter aus [LCD<sup>+</sup>91] für eine Elevation von 24 Grad für die Umgebung Altstadt und Autobahn verwendet.

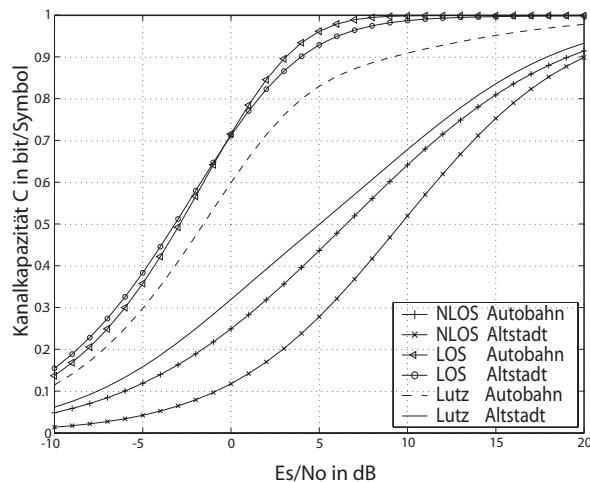


Abbildung A.5: Kapazität des Lutz-Kanalmodells für das L-Band für BPSK und bekannter Fading-Amplitude für reinen LOS (Rice-Verteilung), reinen NLOS (Rayleigh-Lognormal) und Gesamtmodell

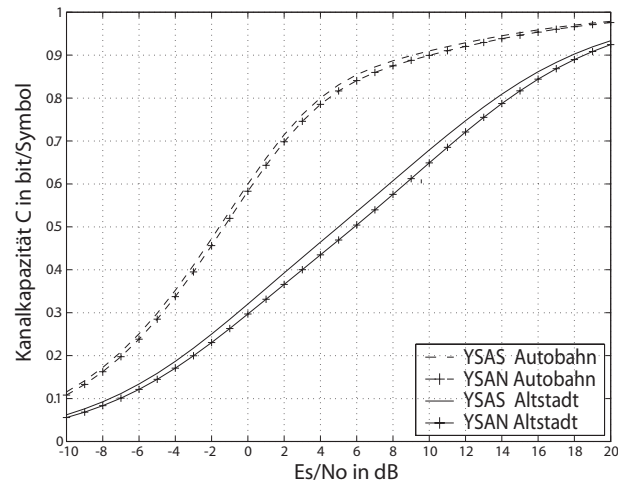


Abbildung A.6: Vergleich der Kapazität des Gesamtmodells im L-Band für BPSK bei bekannter (YSAS) und unbekannter (YSAN) Fading-Amplitude

Umgebung	LOS	Rice-Faktor	$\mu_{dB}$	$\lambda_{dB}$
Autobahn	75%	11.9 dB	-7.7 dB	6.0 dB
Altstadt	34%	6 dB	-10.8 dB	2.8 dB

In Abbildung A.5 sind die jeweiligen Teilkapazitäten sowie die Summenkapazität für die beiden Szenarien im L-Band für BPSK und bekannter Amplitude dargestellt. Der Unterschied in der Summenkapazität zwischen bekannter und unbekannter Fading-Amplitude ist in Abbildung A.6 zu sehen.

Man erkennt anhand Abbildung A.7, dass auch hier der Hauptanteil der Kapazität sich für kleine SNR allein im LOS-Zustand befindet. Bei höherem  $E_s/N_0$  wächst die Kapazität im LOS-Fall aufgrund der Beschränkung auf BPSK nur noch geringfügig und der NLOS-Fall kann nicht mehr vollständig vernachlässigt werden.

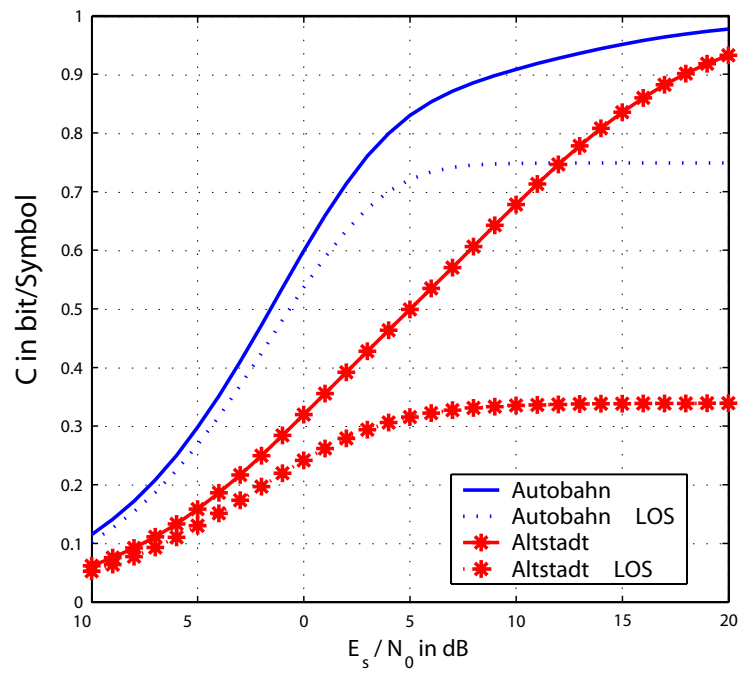


Abbildung A.7: Kapazität für den gesamten Kanal des Lutz-Modells und bei reiner Berücksichtigung des LOS-Anteil

## A.4 Statistische Sicherheit

Bei der Auswertung und Analyse von Experimenten ist ein wichtiger Gesichtspunkt die statistische Sicherheit der Ergebnisse. Der einfachste Fall betrifft die Mittelwerte von unkorrelierten Ergebnissen, wie sie zum Beispiel bei der Simulation der Übertragung von Codewörtern über den AWGN-Kanal auftreten.

Nach der Übertragung werden die Anzahl der fehlerhaften Codewörter in das Verhältnis zu den insgesamt übertragenen Codewörtern gesetzt.

Ein Ansatz hierbei ist die Anzahl der notwendigen Übertragungen (Experimente), um Aussagen mit einer gewissen statistischen Sicherheit machen zu können. Im Falle der Ermittlung der Fehlerrate von Codewörtern,  $FER$  (Frame Error Rate), entspricht das Experiment einem Ziehen mit Zurücklegen von 2 unterschiedlichen Elementtypen (fehlerhaft und fehlerfrei).

Um die statistische Sicherheit des Experiments zu bestimmen, muss zuerst sowohl der Mittelwert als auch die Varianz der Zufallsvariable  $X$  geschätzt werden, welche sich ergibt, wenn man einen Fehler als Ereigniswert 1 und einen korrekten Empfang als Ereigniswert 0 auffasst:

$$\overline{FER} = E\{x\} = \frac{\text{Anzahl fehlerhafter Codewörter}}{\text{Anzahl aller Codewörter}}. \quad (\text{A.8})$$

Die Varianz kann folgendermaßen geschätzt werden:

$$\begin{aligned} \overline{\sigma^2} &= \frac{1}{n-1} (n \cdot \overline{FER} \cdot (1 - E\{x\})^2 + n(1 - \overline{FER}) \cdot (0 - E\{x\})^2) \\ &= \frac{n}{n-1} (\overline{FER} * (1 - \overline{FER})). \end{aligned} \quad (\text{A.9})$$

Für eine große Anzahl  $n$  von Experimenten kann man die so entstehende Binominalverteilung durch eine Normalverteilung des Typs  $N(\overline{FER}, \sqrt{\overline{FER}(1 - \overline{FER})})$  annähern.

Wie in [Pap91], Seite 247 beschrieben, nähert sich dann für  $n > 20$  sowohl die Student-t Verteilung der Normalverteilung mit  $t_u \approx z_u \sqrt{\frac{n}{n-1}}$  und auch der Faktor  $\frac{n}{n-1}$  in der Varianzschätzung kann vernachlässigt werden. Daher kann das Konfidenzintervall angenähert werden zu:

$$\Delta p \approx \pm z_u \sqrt{\frac{\overline{FER}(1 - \overline{FER})}{n}}, \quad (\text{A.10})$$

wobei  $z_u$  das Percentil  $u$  der normierten Normalverteilung und  $\overline{FER}$  dem geschätzten Mittelwert entspricht. Für ein 95-prozentiges Konfidenzintervall ist  $z_u$  ca. 2.

Aufgrund des logarithmischen Verhaltens der Fehlerrate von Codewörtern ist eine konstante Fehlerspanne relativ zum  $\overline{FER}$  häufig sinnvoll.

$$\Delta p' = \Delta p / \overline{FER} \approx \pm z_u \sqrt{\frac{(1 - \overline{FER})}{\overline{FER} \cdot n}} \quad (\text{A.11})$$

Da  $\overline{FER}$  typischerweise sehr viel kleiner als eins und  $\overline{FER} \cdot n$  die Anzahl  $E$  der gemessenen Fehler ist, ergibt sich :



$$\Delta p' \approx \pm z_u \sqrt{\frac{1}{E}} . . \quad (\text{A.12})$$

Für eine 95-prozentige Sicherheit und 100 gemessenen fehlerhaften Wörtern  $E$ , ergibt dies ein  $\Delta p'$  von 0,2.

Dahingegen ergeben 10 fehlerhafte Wörter ein  $\Delta p'$  von 0,63. Der wahre Wert  $FER$  eines solchen Experiments mit nur 10 Fehlern liegt dann mit 95% Wahrscheinlichkeit im Bereich unterhalb des 1,63 und oberhalb des 0,37-fachen des gemessenen Wertes  $\overline{FER}$ . Im Bereich eines sehr steilen Abfalls - der „Wasserfallregion“ von Codes - ist dies manchmal sogar ausreichend, wenn dafür eine genauere Auflösung auf der Parameterachse erreicht werden kann.

In der vorliegenden Arbeit wurden als Standardwert jedoch bei Simulationen mindestens 100 fehlerhafte Blöcke erzeugt, so dass ein 95-prozentiges Konfidenzintervall von etwa dem 1,2 bzw. dem 0,8-fachen des  $FER$ -Wertes gewährleistet ist. Im Falle von Ausnahmen ist dies jeweils vermerkt bzw. das 95%- Konfidenzintervall in den Grafiken ausgewiesen.

## A.5 ITU-R Recommendation S.672-3

In ITU-R-Recommendation S.672-3 wird ein vereinfachtes Antennenreferenz-Modell in logarithmischer Darstellung beschrieben:

$$\begin{aligned}
 G_{\text{dB}}(\Psi) &= G_m - 3 \left( \frac{\Psi}{\Psi_b} \right)^\alpha && \text{in dBI for } \Psi_b \leq \Psi \leq a \cdot \Psi_b \\
 G_{\text{dB}}(\Psi) &= G_m + L_N && \text{in dBI for } a \cdot \Psi_b \leq \Psi \leq b \cdot \Psi_b \\
 G_{\text{dB}}(\Psi) &= X_{\text{dB}} - 25 \log \Psi && \text{in dBI for } b \cdot \Psi_b \leq \Psi \leq Y \\
 G_{\text{dB}}(\Psi) &= L_F && \text{in dBI for } Y \leq \Psi \leq 180^\circ
 \end{aligned}
 \tag{A.13}$$

wobei

$$X_{\text{dB}} = G_m + L_N + 25 \log(b \cdot \Psi_b) \quad Y = b \Psi_b 10^{0,04(G_m + L_N - L_F)}
 \tag{A.14}$$

- $G_{\text{dB}}(\Psi)$  : Gewinn im Winkel  $\Psi$  von der Hauptrichtung des Keule in dB
- $G_m$  : Maximaler Gewinn in der Hauptrichtung in dB
- $\Psi_b$  : Winkel in Grad, bei dem der Gewinn um 3 dB abgefallen ist
- $L_N$  : Nebenkeulendämpfung in dB
- $L_F$  : minimaler Gewinn in dB, zu 0 dB gesetzt.

In der Arbeit wurde der pessimistische Parametersatz des Standards mit den Werten  $L_N$  -20 dB,  $a = 2,58$ ,  $b = 6,32$  und  $\alpha = 2$  verwendet. Die ITU-R-Recommendation im Anhang stellt die einzige Stelle in der Arbeit dar, in der Gleichungen in logarithmische Darstellung verwendet wurden. An allen anderen Stellen sind die Gleichungen linear und es wird  $G(\Psi) = 10^{0,1 \cdot G_{\text{dB}}(\Psi)}$  verwendet. Als Näherung wird ferner meist der Gaußsche-Strahler angenommen, welcher im Bereich  $\Psi < a \cdot \Psi_b$  für  $\alpha = 2$  dem ITU-R-Modells entspricht.

## A.6 Definition der Zellgrenzen

Die Zellgrenzen, welche angeben ob sich ein Benutzer noch innerhalb des Versorgungsgebietes befindet, werden relativ zu dem maximalen Gewinn definiert.

Dabei wird häufig die Kontur gewählt, an welcher die Leistung auf die Hälfte abgefallen ist. In diesem Abschnitt wird diese Definitionen untersucht, und zwar im Hinblick auf die Erzielung eines optimalen Signal-zu-Stör-und-Rauschabstandes, des **SNIR** (Signal to Noise and Interference Ratio), bei gegebenem **SNR** (Signal to Noise Ratio) im Zellmittelpunkt und konstanter Antennengröße:

$$SNIR = \frac{S}{N+I} .
 \tag{A.15}$$

Es wird nun gezeigt, unter welchen Voraussetzungen die 3-dB-Regel für die Definition der Zellgrenze als gute Näherung verwendet werden kann, aber auch, welche weiteren Überlegungen bei realen Systemen berücksichtigt werden sollten.

Die Optimierung des SNIR wird für den Aufwärtslink eines TDMA-Multibeam-Satellitensystemen und unter der Annahme eines Antennendiagramms des Gaußenschen Strahlers hergeleitet. Im Wesentlichen geht es darum, dass je geringer der Gewinn  $G_{r_0} = G(\Psi_b)/G(0)$  am Rand der Zelle bezogen auf den Gewinn in der Zellmitte ist, desto geringer ist das SNR des Benutzers am Rand. Andererseits ist bei einer geringen Dämpfung am Rand der Zelle, die einzelne Zelle entsprechend klein und damit auch die Dämpfung der nächsten 6 Gleichkanalstörer geringer. Die hier gesuchte Definition eines  $G_{\max}$  soll nun das SNIR am Rande maximieren. Dabei wird durchgehend vom Fall der ungünstigsten Positionen der Benutzer in dem Zellmuster ausgegangen.

Eine Analyse der optimalen Zellgrenzen für CDMA findet sich in [LWJ00].

### A.6.1 Herleitung optimaler Zellgrenzen

Zuerst soll das Verhältnis der Signalleistung zur Interferenzleistung  $S/I$  bestimmt werden. Wenn der Benutzer am Rand der Zelle steht und somit die sechs nächsten Gleichkanalteilnehmer begrenzen das  $S/I$  auf :

$$\frac{S}{I} = \frac{G_{r_0}}{6 \cdot G_{r_i}}, \quad (\text{A.16})$$

wobei  $G_{r_0}$  der Antennengewinn am Zellrand bezogen auf den Antennengewinn im Zellmittelpunkt sei und

$G_{r_i}$  der Antennengewinn des nächsten Gleichkanalteilnehmers bezogen auf den Antennengewinn im Zellmittelpunkt.

Solange der Antennenwinkel relativ zur Zellmitte klein bleibt, gilt für die Dämpfung der Gleichkanalteilnehmer in einem Abstand  $r$  von der Zellmitte bei einem Zellradius von  $r_0$  näherungsweise

$$G_{r_i} \approx G_{r_0} \left(\frac{r}{r_0}\right)^2 = \left(\sqrt[2]{G_{r_0}}\right)^2 r^2. \quad (\text{A.17})$$

Solange die Wurzel  $\sqrt[2]{G_{r_0}}$  konstant bleibt, bleibt das Antennendiagramm unverändert, auch wenn für  $G_{r_0}$  andere Werte verwendet werden. Nur die absolute Größe des Zellradius  $r_0$  muss entsprechend angepasst werden. Da die Entfernung der Gleichkanalstörer  $r$  relativ zum Zellradius definiert ist, hat die Anpassung des absoluten Wertes von  $r_0$  über die Veränderung von  $G_{r_0}$  hinaus keine Einfluss auf Gl.(A.16) oder Gl.(A.20).

Mit Einsetzen des Antennendiagramms wird Gl.(A.16) zu:

$$\frac{S}{I} = \frac{G_{r_0} \left(1 - \left(\frac{r}{r_0}\right)^2\right)}{6}. \quad (\text{A.18})$$

Wenn  $M$  das  $S/N$  in der Zellmitte ist, verringert sich das SNR am Zellrand zu:

$$\frac{S}{N} = M \cdot G_{r_0}. \quad (\text{A.19})$$

Das gesamte SNIR berechnet sich aus:

$$\frac{S}{N+I} = \frac{1}{\frac{1}{S} + \frac{1}{N}} \quad (\text{A.20})$$

und es ergibt sich

$$\frac{S}{N+I} = \frac{G_{r_0}}{6G_{r_0} \left(\frac{r}{r_0}\right)^2 + 1/M} . \quad (\text{A.21})$$

Die Ableitung von Gl. A.21 nach G ist:

$$\frac{d\frac{S}{N+I}}{dG} = \frac{6 \cdot G_{r_0} \left(\frac{r}{r_0}\right)^2 \left(1 - \left(\frac{r}{r_0}\right)^2\right) + \frac{1}{M}}{\left(6G_{r_0} \left(\frac{r}{r_0}\right)^2 + 1/M\right)^2} . \quad (\text{A.22})$$

Das einzige lokale Extrema findet sich bei:

$$G_{\text{extrema}} = \left(\frac{r}{r_0}\right)^2 \sqrt{\frac{1}{6M \left(\left(\frac{r}{r_0}\right)^2 - 1\right)}} \quad (\text{A.23})$$

Für  $G \rightarrow \infty$  geht  $S/(N+I)$  gegen  $1/(6+1/M)$  und für  $G=0$  gegen 0. Daher ergibt die Verwendung von  $G_{\text{extrema}}$  ein (globales) Maximum. Bei gegebenen SNR und gegebener Antennengröße, wird also mit der Zellgrenzdefinition  $G_{\text{max}}$  das maximale SNIR am Rand erzielt.

Wenn man nicht das SNR im Zellmittelpunkt  $M$  sondern das notwendige SNIR am Zellrand vorgeben möchte, ergibt sich folgende Beziehung :

$$M = \frac{1}{G_{r_0} \cdot \frac{N+I}{S} - 6 \cdot G_{r_0} \left(\frac{r}{r_0}\right)^2} \quad (\text{A.24})$$

und schließlich für  $G_{\text{max}}$ :

$$G_{\text{max}} = \left(\frac{r}{r_0}\right)^{2-1} \sqrt{\left(\frac{S}{N+I} \cdot 6 \left(\frac{r}{r_0}\right)^2\right)} . \quad (\text{A.25})$$

Der Verlauf des  $S/(N+I)$  in Abhängigkeit der Grenzdefinition  $G$  findet sich für ein 3er-Muster in Abbildung A.8 und für ein 4er-Muster in Abbildung A.9 wieder. Man erkennt das mit einem Stern gekennzeichnete Optimum  $G_{\text{max}}$  und stellt fest, dass es für ein Wiederholungsmuster von 4 sehr nahe an der 3 dB Grenze liegt.

Berücksichtigt man zusätzlich die Schulter des Antennendiagramms nach ITU, so ergibt sich die Nebenbedingung für  $G_{\text{max}}$ , dass die Gleichkanalstörer maximal am Rande der grau unterlegten

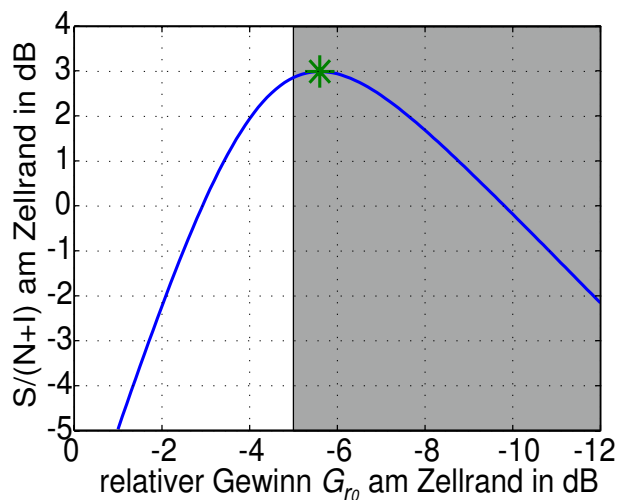


Abbildung A.8: Verlauf des  $S/(N+I)$  bei 3er-Frequenzwiederholungsmuster, SNR von 10 dB in der Zellmitte und verschiedenen Definitionen des Zellrandes  $G_{r_0}$

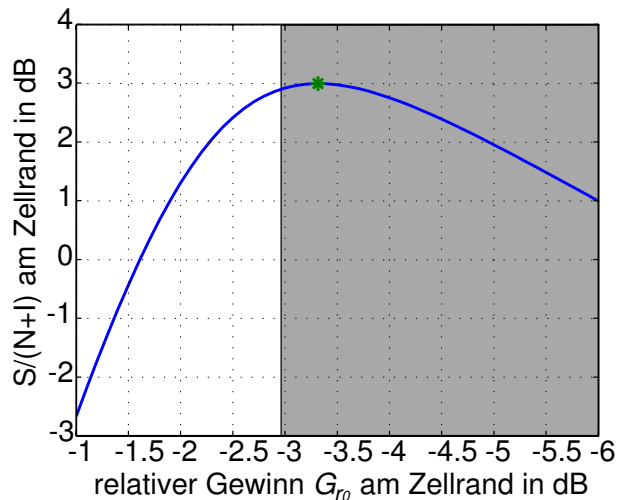


Abbildung A.9: Verlauf des  $S/(N+I)$  bei 4er-Frequenzwiederholungsmuster, SNR von 7 dB in der Zellmitte und verschiedenen Definitionen des des Zellrandes  $G_{r_0}$

Schulter liegen sollten. Eine Erhöhung des Abstandes innerhalb des konstanten Bereichs resultiert unter dieser Annahme in keiner weiteren Verbesserung des  $S/(N+I)$ , wobei der wirkliche Dämpfungsverlauf in diesem Bereich sehr stark von der Antennenbauform abhängt und einen wesentlichen Parameter zur Optimierung eines realen Multibeam-Antennensystems darstellt.

### Auswirkung der Maximierung des SNIR am Zellrand

Für den Aufwärtslink gelten folgende Abstände  $r/r_0$  für den nächsten Gleichkanalteilnehmer, siehe [LWJ00]:

Wiederholungsmuster	3er	4er	7er
$\frac{r}{r_0}$	2	$1,5 \cdot \sqrt{3}$	$\sqrt{13}$
$G_{\max}   \text{SNIR von 3 dB}$	-5,6 dB	-3,3 dB	-1,8 dB
Notwendiges SNR im Zellmittelpunkt	10 dB	7 dB	5 dB

Wenn man davon ausgeht, dass unabhängig von dem Zellmuster das gleiche SNIR von  $C/I = 3$  dB am Zellrand erreicht werden soll, kann die optimale Zellgrenzdefinition  $G_{\max}$  berechnet werden. Diese Punkte würden entsprechend der Tabelle bei -5,6 dB, -3,3 dB beziehungsweise bei -1,8 dB liegen.

Die Definition der Zellgrenzen unter der Berücksichtigung einer Dämpfung im Schulterbereich von -20 dB würden bei -5 dB (3er Muster), -2,96 dB (4er Muster) und -1,53 dB (7er Muster) liegen. In Abbildung A.8 und A.9 ist dieser Bereich grau unterlegt.

In Abbildung A.10 ist das im optimalen Fall erreichbare SNIR am Zellrand in Abhängigkeit der verwendeten SNR angegeben, welches sich im Zellmittelpunkt ergeben würde.

Ferner ist in Abbildung A.12 der Verlauf der optimalen Zellgrenzdefinition in Abhängigkeit vom geforderten SNIR dargestellt.

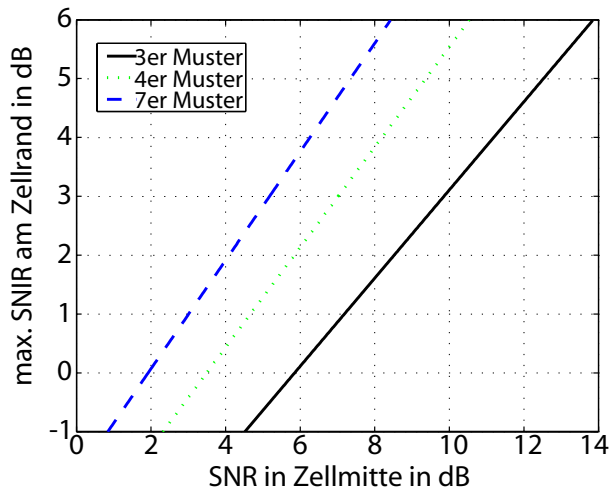


Abbildung A.10: Erreichbares SNIR in Abhängigkeit des SNR im Zellmittelpunkt, bei Verwendung der optimalen Zellgrenzdefinition  $G_{\max}$  für verschieden Frequenzwiederholungsmuster

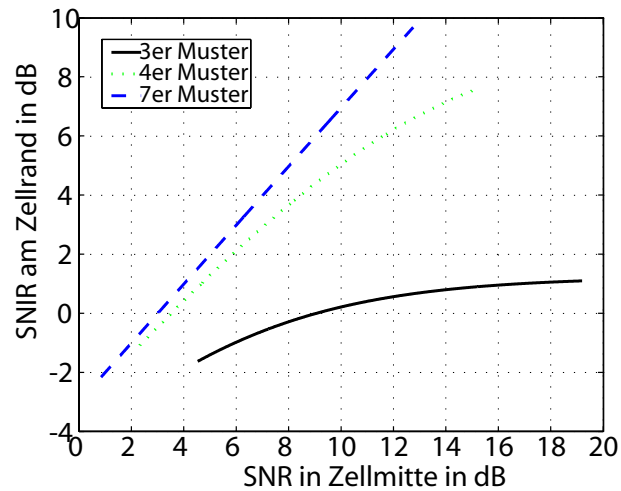


Abbildung A.11: SNIR in Abhängigkeit des SNR im Zellmittelpunkt bei fester Zellgrenzdefinition von -3 dB für verschieden Frequenzwiederholungsmuster

Bei diesen Überlegungen ist zu berücksichtigen, dass sich durch das Absenken von  $G_{\max}$  die Fläche pro Beam vergrößert und dadurch die Kapazität des Gesamtsystems pro Fläche entsprechend abnimmt. Im Aufwärtslink nimmt beispielsweise die Fläche pro Beam beim Übergang vom 3er Muster mit  $G_{\max}$  von -5 dB auf das 4er Muster mit  $G_{\max}$  von -3 dB um das 1,67-fache ab und die potentielle Systemkapazität dadurch entsprechend zu. Diese Kapazitätzunahme ist größer als der Verlust an Bandbreite, welche durch die Aufteilung in 4 Frequenzen entsteht. Erkauft wird dies mit einem erhöhten Hardwareaufwand, nämlich einer größeren Anzahl an Beams, jedoch bei konstanter Größe des Antennenreflektors. Für verschiedene SNIR-Werte sind die sich ergebenden optimalen Grenzen und die Systemkapazität relativ zum 3er Muster, in [Abbildung A.12](#) und [A.13](#) dargestellt.

Es ist zu bedenken, dass die Optimierung stark von der exakten Antennenform und von den erzeugten Nebenkeulen abhängt. Die vorangegangenen Ausführungen sollten vor allem zeigen, dass zum Erreichen eines vorgegebenen SNIR es neben der Wahl des Wiederholungsmusters auch die Möglichkeit gibt, die Definition der Zellgrenze zu optimieren und es günstig sein kann, ein Wiederholungsmuster mit mehreren Frequenzen zu verwenden, und dafür mehr und enger angeordnete Beams einzusetzen.

In den Betrachtungen und Simulationen des Rückwärtslinks in den folgenden Kapiteln wird für die Referenzszenarien eine Zellgrenzdefinition von jeweils -3 dB am Zellrand gewählt, was ein typischer Bereich für das 4er Muster wäre. Diese Wahl erfolgt aber nicht zuletzt, um eine gewisse Vergleichbarkeit auch mit anderen Veröffentlichungen zu erreichen.

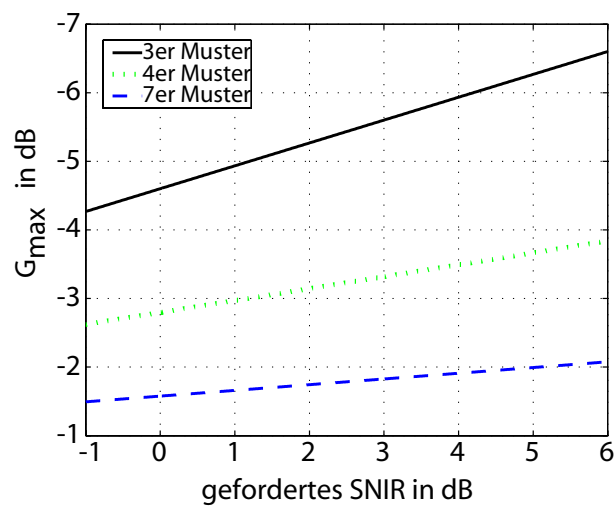


Abbildung A.12: Optimale Zellgrenzdefinition  $G_{\max}$  für verschiedene Wiederholungsmuster und vorgegebenen SNIR am Zellrand

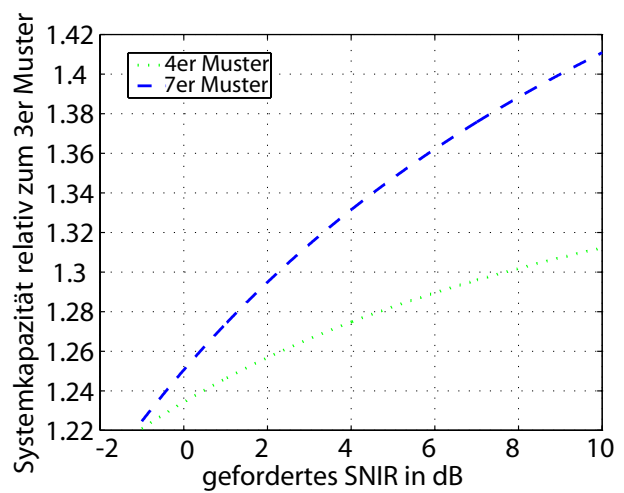


Abbildung A.13: Veränderung der potentiellen Systemkapazität relativ zum 3er Muster durch Veränderung der Zellgrenzdefinition  $G_{\max}$  und der daraus folgenden Veränderung der Zellenanzahl pro Fläche

## A.7 Anzahl der Übergänge bei einer konstanten Fensterlänge

Dieser Abschnitt enthält die Herleitung für die Wahrscheinlichkeit  $p(n)$ , dass während eines konstanten Intervalls  $T$   $n$  Übergänge im 2-Zustands-Markov-Modell vorkommen. Man wird erkennen, dass diese Methode wesentlich komplexere Ergebnisse liefert, als die dateorientierte Methode.

Im Gegensatz zur dateorientierten Analyse, bei der das Intervall immer im guten Zustand endete, müssen nun alle Kombinationen von Anfangs- und Endzuständen betrachtet werden.

Die Wahrscheinlichkeit, dass die Anzahl der Übergänge  $n_{tr}$  kleiner oder gleich  $n$  ist, kann dann geschrieben werden als:

$$P(n_{tr} \leq n) = \left( P\left( \sum_{i=1}^{\lceil \frac{n+1}{2} \rceil} T_{Gi} + \sum_{i=1}^{\lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor} T_{Bi} > T \right) \right) \cdot p_G + \left( P\left( \sum_{i=1}^{\lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor} T_{Bi} + \sum_{i=1}^{\lceil \frac{n+1}{2} \rceil} T_{Gi} > T \right) \right) \cdot p_B. \quad (\text{A.26})$$

Die Wahrscheinlichkeit von genau  $n$  Übergängen ist:

$$P(n) = P(n_{tr} \leq n) - P(n_{tr} \leq n-1). \quad (\text{A.27})$$

Es werde nun die Gesamtzeit  $\Gamma$  definiert, welcher der verbrachten Zeit nach  $n_G$  guten und  $n_B$  schlechten Zuständen entspricht:

$$\Gamma = \sum_{i=1}^{n_G} T_{Gi} + \sum_{i=1}^{n_B} T_{Bi}. \quad (\text{A.28})$$

Die Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion für  $\Gamma$  ist die Faltung der einzelnen Zustandsdauern:

$$f_{\Gamma}(t) = (f_{T_{G1}}(t) * f_{T_{G2}}(t) \dots * f_{T_{G_{n_G}}}(t)) * (f_{T_{B1}}(t) * f_{T_{B2}}(t) \dots * f_{T_{B_{n_B}}}(t)). \quad (\text{A.29})$$

Im Laplace-Bereich wird dies zu:

$$F_{\Gamma}(s) = \frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{\left(s - \left(-\frac{1}{D_G}\right)\right)^{n_G}} \cdot \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{\left(s - \left(-\frac{1}{D_B}\right)\right)^{n_B}}. \quad (\text{A.30})$$

Um diesen Ausdruck wieder in den Zeitbereich transformieren zu können, muss eine Partialbruchzerlegung vorgenommen werden:

$$F_{\Gamma}(s) = \sum_{i=1}^{n_G} \frac{a_i}{\left(s - \left(-\frac{1}{D_G}\right)\right)^i} + \sum_{i=1}^{n_B} \frac{b_i}{\left(s - \left(-\frac{1}{D_B}\right)\right)^i}. \quad (\text{A.31})$$

Im Zeitbereich erhält man folgende Wahrscheinlichkeitsdichteverteilung:

$$f_{\Gamma}(t) = \sum_{i=1}^{n_G} \frac{a_i}{(i-1)!} \cdot t^{i-1} \cdot e^{-\frac{t}{D_G}} + \sum_{i=1}^{n_B} \frac{b_i}{(i-1)!} \cdot t^{i-1} \cdot e^{-\frac{t}{D_B}}, \quad (\text{A.32})$$



wobei die Berechnung der Konstanten  $a_i$  und  $b_i$  im folgenden Abschnitt gesondert dargestellt wird.

Um wiederum die Wahrscheinlichkeit berechnen zu können, dass die Dauer der Zustände größer als  $T$  ist, muss dieser Ausdruck integriert werden:

$$P(\Gamma > T | n_G, n_B) = \sum_{i=1}^{n_G} \frac{a_i}{(i-1)!} \cdot D_G \cdot e^{-\frac{T}{D_G}} \cdot G_i + \sum_{i=1}^{n_B} \frac{b_i}{(i-1)!} \cdot D_B \cdot e^{-\frac{T}{D_B}} \cdot B_i$$

$$G_i = \begin{cases} 1 & i = 1 \\ T^{Ni-1} + G_{i-1} \cdot (i-1) \cdot D_G & i > 1 \end{cases} \quad (\text{A.33})$$

$$B_i = \begin{cases} 1 & i = 1 \\ T^{Ni-1} + B_{i-1} \cdot (i-1) \cdot D_B & i > 1. \end{cases} \quad (\text{A.34})$$

Bei einem Beginn im guten Zustand ist dies dann:

$$P(n|G) = P(\Gamma > T | n_G = \lceil \frac{n+1}{2} \rceil, n_B = \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor) - P(\Gamma > T | n_G = \lceil \frac{n}{2} \rceil, n_B = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor) \quad (\text{A.35})$$

und bei Beginn im schlechten Zustand:

$$P(n|B) = P(\Gamma > T | n_B = \lceil \frac{n+1}{2} \rceil, n_G = \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor) - P(\Gamma > T | n_B = \lceil \frac{n}{2} \rceil, n_G = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor). \quad (\text{A.36})$$

Die Gesamtwahrscheinlichkeit ist:

$$P(n) = P(n|G) \cdot P_G + P(n|B) \cdot P_B. \quad (\text{A.37})$$

Man erkennt, dass dieser Berechnungsweg sehr viel aufwendiger ist und zusätzlich die Berechnung der Konstanten  $a_i$  und  $b_i$  erfordert.

### Berechnung der Konstanten $a_i, b_i$

Um die Konstanten  $a_i$  und  $b_i$  zu bestimmen, muss das folgende Gleichungssystem gelöst werden:

$$\frac{\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G}}{\left(s + \frac{1}{D_B}\right)^{n_G}} \cdot \frac{\left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B}}{\left(s + \frac{1}{D_B}\right)^{n_B}} = \sum_{i=1}^{n_G} \frac{a_i}{\left(s + \frac{1}{D_G}\right)^i} + \sum_{i=1}^{n_B} \frac{b_i}{\left(s + \frac{1}{D_B}\right)^i}. \quad (\text{A.38})$$

Die Konstanten  $a_i$  und  $b_i$  genügen der folgenden Gleichung :

$$\left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G} \cdot \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B} = \sum_{i=1}^{n_G} a_i \cdot p_{a_i}(s) + \sum_{i=1}^{n_B} b_i \cdot p_{b_i}(s). \quad (\text{A.39})$$

Dabei sind die Polynome  $p_{a_i}(s)$  und  $p_{b_i}(s)$  folgendermaßen definiert:

$$p_{a_i}(s) = \left(s + \frac{1}{D_G}\right)^{n_G-i} \cdot \left(s + \frac{1}{D_B}\right)^{n_B} \quad (\text{A.40})$$

$$p_{b_i}(s) = \left(s + \frac{1}{D_B}\right)^{n_B-i} \cdot \left(s + \frac{1}{D_G}\right)^{n_G}. \quad (\text{A.41})$$

Dieses Gleichungssystem kann als Matrixgleichung ausgedrückt werden.

$$\mathbf{A} \cdot \mathbf{x} = \mathbf{b}, \quad (\text{A.42})$$

wobei in  $\mathbf{A}$  die Koeffizienten der Polynome gespeichert sind.  $\mathbf{A}$  hat die folgende Struktur:

$$\mathbf{A} = \begin{pmatrix} \mathbf{v}_{\mathbf{a}_1}(1) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{a}_{n_G}}(1) & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_1}(1) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_{n_B}}(1) \\ \mathbf{v}_{\mathbf{a}_1}(2) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{a}_{n_G}}(2) & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_1}(2) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_{n_B}}(2) \\ \vdots & \dots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ \vdots & \dots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ \vdots & \dots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ \mathbf{v}_{\mathbf{a}_1}(n_G + n_B) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{a}_{n_G}}(n_G) & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_1}(n_G + n_B) & \dots & \mathbf{v}_{\mathbf{b}_{n_B}}(n_B) \end{pmatrix}$$

$\mathbf{v}_{\mathbf{a}_i}$  ist dabei der Vektor, welcher die Koeffizienten des Polynoms  $p_{a_i}(s)$  enthält.  $\mathbf{v}_{\mathbf{b}_i}$  besteht entsprechend aus den Koeffizienten des Polynoms  $\mathbf{v}_{\mathbf{b}_i}$ .

Der Vektor  $\mathbf{x}$  ist dann folgendermaßen definiert:

$$\mathbf{x} = \begin{pmatrix} a_1 \\ \vdots \\ a_{n_G} \\ b_1 \\ \vdots \\ b_{n_B} \end{pmatrix}.$$

Und der Vektor  $\mathbf{b}$  ist:

$$\mathbf{b} = \begin{pmatrix} \left(\frac{1}{D_G}\right)^{n_G} \cdot \left(\frac{1}{D_B}\right)^{n_B} \\ 0 \\ \vdots \\ \vdots \\ \vdots \\ 0 \end{pmatrix}.$$

Um die Konstanten  $a_i$  and  $b_i$  bestimmen zu können, muss die Inverse von  $\mathbf{A}$  berechnet und dann mit dem Vektor  $\mathbf{b}$  multipliziert werden.

$$\mathbf{x} = \mathbf{A}^{-1} \cdot \mathbf{b}. \quad (\text{A.43})$$

Wie man erkennt ist dies ein aufwendiges Verfahren, da außerdem noch die Koeffizienten der Polynome  $p_{a_i}(s)$  und  $p_{b_i}(s)$  berechnet werden müssen, auf deren Berechnung aber an dieser Stelle nicht weiter eingegangen werden soll.

## Ergebnisse für konstante Zeitfenster

Die Ergebnisse sind in Abbildung A.14 dargestellt und wurden auch mit Simulationsergebnissen verglichen.

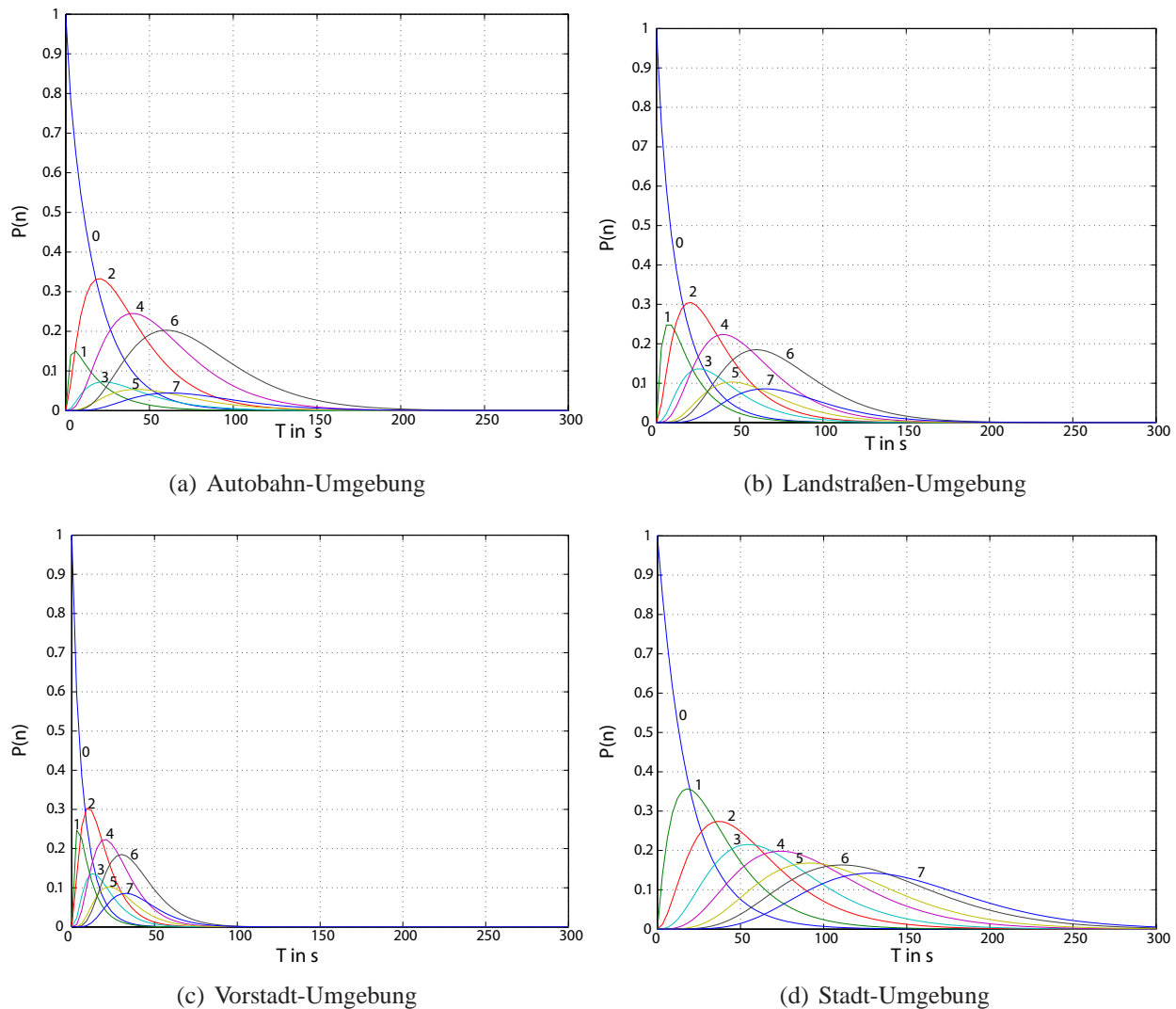


Abbildung A.14: Wahrscheinlichkeit von  $n = 0$  bis  $n = 7$  Übergängen vom einem in den anderen Kanalzustand während einer Fensterlänge von  $T$

Man erkennt das unterschiedliche Verhalten, da nun beide Arten von Übergängen, sowohl vom guten in den schlechten Zustand als auch vom schlechten in den guten Zustand dargestellt werden.

Auffällig ist das Verhalten der ungeradzahlichen Übergänge in allen Umgebungen außer der Stadt-Umgebung. Die Wahrscheinlichkeit für eine ungerade Anzahl an Übergängen ist deutlich niedriger.

Die Ursache für das auffällige Verhalten findet sich in der hohen Wahrscheinlichkeit für diese drei Umgebungen, sich am Anfang im guten Zustand zu befinden. Ferner ist der gute Zustand in diesen Umgebungen wesentlich länger als der schlechte Zustand, daher ist es wahrscheinlicher, dass man sich am Ende des Zeitfensters wieder im guten Zustand befindet und daher wahrscheinlich eine gerade Anzahl von Übergängen innerhalb des Zeitfensters stattfanden.

# Anhang B

## Abkürzungen und Formelzeichen

### Abkürzungen

3GPP	3rd Generation Partnership Project, S. <a href="#">63</a>
3GPP2	3rd Generation Partnership Project 2, S. <a href="#">12</a>
AWGN	Additive White Gaussian Noise, S. <a href="#">34</a>
ALC	Asynchronous Layered Coding, S. <a href="#">65</a>
ARQ	Automatic Repeat Requests, S. <a href="#">59</a>
BBC	British Broadcasting Corporation, S. <a href="#">55</a>
BEC	Binary Erasure Channel, S. <a href="#">82</a>
BPSK	Binary Phase Shift Keying, S. <a href="#">34</a>
CDMA	Code Division Multiple Access, S. <a href="#">16</a>
CPC	Content Playout Center, S. <a href="#">56</a>
CDF	Cumulative Distribution Function, S. <a href="#">25</a>
ESA	European Space Agency, S. <a href="#">4</a>
ETSI	European Telecommunications Standards Institute, S. <a href="#">17</a>
DoC	Duration of Connection, S. <a href="#">31</a>
DoF	Duration of Fade, S. <a href="#">31</a>
DVB-S	Digital Video Broadcasting over Satellite, S. <a href="#">13</a>
DVB-S2	Digital Video Broadcasting over Satellite Version 2, S. <a href="#">12</a>
DLR	Deutsches Zentrum für Luft- und Raumfahrt e.V., S. <a href="#">5</a>
EIRP	Equivalent Isotropic Radiated Power, S. <a href="#">14</a>
ETSI	European Telecommunications Standards Institute, S. <a href="#">17</a>
FDT	File Delivery Table, S. <a href="#">65</a>
FDMA	Frequency Division Multiple Access, S. <a href="#">17</a>
FEC	Forward Error Correction, S. <a href="#">59</a>
FER	Frame Error Rate, S. <a href="#">174</a>
FFR	File Failure Rate, S. <a href="#">87</a>

---

FLUTE	File Delivery over Unidirectional Transport, S. 63
FTP	File Transfer Protocol, S. 63
FhG	Fraunhofer Gesellschaft, S. 12
GEO	Geostationary Earth Orbit, S. 15
HEO	Highly Elliptical Orbit, S. 15
HEL	Header Extension Length, S. 66
HET	Header Extension Type, S. 66
IETF	Internet Engineering Task Force, S. 63
IHL	IP Header Length, S. 70
IIS	Fraunhofer-Institut für Integrierte Schaltungen, S. 12
INRIA	Institut National de Recherche en Informatique et Automatique, S. 70
IP	Internet Protocol, S. 60
IPv4	Internet Protocol Version 4, S. 69
ITU	International Telecommunication Union, S. 5
LCT	Layered Coding Transport, S. 67
LDPC	Low Density Parity Check, S. 78
LMS	Landmobiler Satellitenkanal, S. 21
LOS	Line Of Sight, S. 21
MCLv3	MultiCast Library Version 4, S. 70
MD-5	Message Digest Algorithm 5, S. 64
MDS	Maximum Distance Separable, S. 74
MF-TDMA	Multi-Frequency TDMA, S. 17
MMSE	Minimum Mean Square Error, S. 134
MP3	ISO MPEG Audio Layer 3, S. 55
MPE	Multi Protocol Encapsulation, S. 61
MPE-FEC	MPE-Forward Error Correction, S. 61
OSI	Open System Interconnection, S. 59
PDF	Probability Density Function, S. 25
PEC	Packet Erasure Channel, S. 150
RFC	Request for Comments, S. 63
RS	Reed-Solomon, S. 73
RSS	Really Simple Syndication, S. 55
UMTS	Universal Mobile Telecommunications System, S. 140
PSK	Phase Shift Keying, S. 91
PSD	Power Spectral Density, S. 14
QPSK	Quadrature Phase Shift Keying, S. 34
SMS	Short Message Service, S. 16

SNR	Signal to Noise Ratio, S. <a href="#">176</a>
SNIR	Signal to Noise and Interference Ratio, S. <a href="#">176</a>
TCP	Transmission Control Protocol, S. <a href="#">68</a>
TDM	Time Division Multiplex, S. <a href="#">12</a>
TDMA	Time Division Multiple Access, S. <a href="#">16</a>
TOI	Transmission Object Identifier, S. <a href="#">64</a>
TSC	Time Share of Connection, S. <a href="#">28</a>
TSF	Time Share of Fade, S. <a href="#">28</a>
TSI	Transport Session Identifier, S. <a href="#">67</a>
TTL	Time To Live, S. <a href="#">70</a>
UDP	User Datagram Protocol, S. <a href="#">68</a>
URI	Uniform Resource Identifier, S. <a href="#">64</a>
XML	Extensible Markup Language, S. <a href="#">64</a>

## Formelzeichen

### Operatoren und allgemeine Funktionen

$\hat{x}$	Schätzung von $x$ , S. 133
$\delta(\cdot)$	Dirac-Distribution, S. 107
$\sigma^2$	Varianz einer Zufallsvariablen, S. 100
$\exp(\cdot)$	Exponentialfunktion, S. 93
$E\{\cdot\}$	Erwartungswert, S. 37
$f(\cdot)$	Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion, S. 24
$f(\cdot \cdot)$	bedingte Wahrscheinlichkeitsdichtefunktion, S. 24
$F(\cdot)$	kumulative Wahrscheinlichkeit, S. 152
$I(\cdot;\cdot)$	Transinformation zwischen den Argumenten, S. 33
$I_\alpha(x)$	modifizierte Besselfunktion der Ordnung $\alpha$ , S. 167
$\text{ld}(\cdot)$	Logarithmus Dualis $\log_2(\cdot)$ , S. 34
$\ln(\cdot)$	natürlicher Logarithmus, $\log_e(\cdot)$ , S. 37
$\max(\cdot)$	Maximum-Operator, S. 33
$o()$	Landau-Symbol der asymptotischen Annäherung, S. 74
$O()$	Landau-Symbol der asymptotisch oberen Schranke, S. 74
$P(\cdot)$	Wahrscheinlichkeit des Arguments, S. 34
$P(\cdot \cdot)$	bedingte Wahrscheinlichkeit, S. 34
$P(\cdot,\cdot)$	Verbundwahrscheinlichkeit der Argumente, S. 34
$Q(a,b)$	generalisierte Q-Funktion $Q(a,b) = Q_1(a,b)$ $Q_m(a,b) = \int_b^\infty x(\frac{x}{a})^{m-1} e^{-(x^2+a^2)/2} I_{m-1}(ax) dx$ , S. 170
$\cdot^T$	Transponierte einer Matrix, S. 132
<b>Konstanten</b>	
$e$	Eulersche Zahl $e = 2,71828\dots$ , S. 23
$k$	Boltzmannkonstante $1,38 \cdot 10^{-23}$ Ws/K beziehungsweise $-228,6$ dBWs/K, S. 10

### Formelzeichen

$\alpha$	Primitives Element bezüglich dem Galois-Feld $\text{GF}(p^l)$ , S. 73
$\Delta t$	Zeitabstand, S. 42
$\Delta T_P$	Zeitdifferenz zwischen dem Anfang zweier Pakete einer Datei, S. 92
$\varepsilon$	Auslöschungswahrscheinlichkeit im BEC, S. 81,
$\varepsilon_S$	Schranke der Konvergenz eines LDPC-Codes im BEC, S. 82
$\lambda_i$	Anteil der Kanten in einem LDPC-Code die zu einem V-Knoten führen, 81
$\lambda(x)$	Polynombeschreibung der Kanten zu V-Knoten eines LDPC-Codes, 81
$\lambda'(x)$	Polynombeschreibung der Kanten zu V-Knoten in $H_1$ eines Staircase-LDPC-Codes, 85
$\lambda_{LN}$	Parameter der Lognormal-Verteilung, 171
$\lambda_{dB}$	$10 \cdot \log_{10}(\lambda_{NL})$ , 171
$\rho_{ij}$	Kreuzkorrelationsfaktor zwischen Benutzer $i$ und $j$ , S. 132
$\rho_i$	Anteil der Kanten in einem LDPC-Code die zu einem P-Knoten führen, 81
$\rho(x)$	Polynombeschreibung der Kanten zu P-Knoten eines LDPC-Codes 81
$\rho'(x)$	Polynombeschreibung der Kanten zu P-Knoten in $H_1$ eines Staircase-LDPC-Codes, 85

$\sigma_{\text{cont}}^2$	Varianz des kontinuierlichen Prozesses, S. 101
$\sigma_{\delta}^2$	Varianz des abgetasteten Prozesses, S. 100
$\sigma_n^2$	Varianz des eindimensionalen Gauß-Prozesses, so dass im normierten diskreten Ersatzkanal für das additive weiße Gaußsche Rauschen gilt: $\sigma_n^2 = N_0/2E_s$ , S. 167
$\sigma_{2D}^2$	gesamte Varianz des 2-dimensionalen Rauschprozesses, S. 133
$\sigma_{\text{uncorr}}^2$	Varianz eines unkorrelierten Bernoulli-Prozesses, S. 100
$\mu_{LN}$	Mittelwert der Lognormal-Verteilung, S. 171
$\mu_{\text{dB}}$	$10 \cdot \log_{10}(\mu_{NL})$ , S. 171
$a$	Amplitude eines (Fading)-Prozesses, S. 34
$A$	Diagonalmatrix, welche die Fadingkoeffizienten der Teilnehmersignale in einem CDMA-System enthält, S. 132
$C$	Kanalkapazität S. 33
$C_a(a)$	Kanalkapazität bezüglich einer Realisierung der Fading-Amplitude $a$ , S. 34
$C_{\text{Aus}}$	Ausfallkapazität, S. 40
$C_{\text{BI}}(a)$	Kanalkapazität eines Blockes mit konstanter Fading-Amplitude $a$ , S. 41
$C_{Fa}$	Kanalkapazität eines Fadingkanals, S. 34
$C_{F\bar{a}}$	Kanalkapazität eines BPSK-Fadingkanals ohne Kenntnis der Fading-Amplitude, S. 35
$C_{\text{LOS}}$	Kanalkapazität des LOS-Zustandes, S. 36
$C_{\text{NLOS}}$	Kanalkapazität des NLOS-Zustandes, S. 36
$C_n(t)$	„Momentane“ Kapazität zum Zeitpunkt $t$ , unter der Annahme der Verkettung von $n$ Blöcken, S. 42
$C_T$	Schwelle (Threshold) der Ausfallkapazität, S. 40
$D$	Durchsatz, mittlere erfolgreiche Übertragungsrate von Dateien, S. 46
$D_B$	Mittlere Dauer des schlechten Zustandes, S. 31
$D_{Br}$	Brutto-Datenrate im LOS-Fall, S. 12
$D_G$	Mittlere Dauer des guten Zustandes, S. 31
$D_i$	Diversity-Ordnung : Vielfachheit der Empfangswege in Zeit und Ort, S. 58
$D_r$	relative Datenrate bezogen auf den LOS-Fall, S. 48
$D_T$	Teildurchsatz, welcher im TDM für eine ausgewählte Übertragung verwendet wird, S. 109
$D_1$	Anteil bei der ersten Ausstrahlung decodierter Information, S. 159
$e$	Anzahl fehlender Pakete, beziehungsweise ausgelöschter Codesymbole, S. 74
$E_b$	Energie per Bit, S. 11
$E_S$	Energie pro Symbol, S. 11
$\vec{g}$	die Summe der gesendeten Chipfolgen, S. 132
$G$	Gewinn bzw. Spreizfaktor eines CDMA-Systems, S. 132, gleichfalls Gewinn einer Antenne, S. 11
$G_E$	Gewinn der Empfangsantenne, S. 11
$G_{ri}$	Antennengewinn des nächsten Gleichkanalstörers, relativ zum maximalen Gewinn, S. 177
$G_{r_0}$	Antennengewinn am Rand einer Zelle, relativ zum maximalen Gewinn in der Zellmitte, S. 177
$G_r(x)$	Antennengewinn im Radius $x$ von der Zellmitte, relativ zum maximalen Gewinn, S. 18
$GF(p^l)$	Galois-Feld mit $p^l$ Elementen, wobei $p$ eine Primzahl ist, S. 73
$H$	Prüfmatrix, S. 73
$H_1$	Zufallsteil der Prüfmatrix eines Stair-Case-LDPC-Codes, S. 83



---

$H_2$	Treppenstruktur der Prüfmatrix eines Stair-Case-LDPC-Codes, S. 83
$I$	Interferenzleistung, S. 17
$I_a$	absolute Ineffizienz eines Codes $k_r/n - k/n$ , S. 72
$I_l$	Interleaverlänge, S. 42
$I_r$	relative Ineffizienz eines Codes $(k_r - k)/k$ , S. 72
$I_0$	Interferenzleistungsdichte, S. 133
$k$	Länge des Informationswortes, welches zu einem Codewort gehört, S. 73
$k_r$	Anzahl der notwendigen Symbole um ein Codewort rekonstruieren zu können, S. 72
$k_{RS}$	Anzahl der empfangenen Codesymbole in einem RS-Code, S. 77
$K$	Anzahl der Informationspakete, welches zu einem Codewort gehört, S. 61
$K_u$	Wiederverwendungsfaktor einer Frequenz in Multi-Beam-Satellitensystemen, S. 145
$L_0$	Freiraumdämpfung, S. 11
$L_{\text{Sonst}}$	sonstige Dämpfungen des Signals, S. 11
$L_D$	Länge der zu übertragenden Datei in bit, S. 94
$m$	Anzahl der Redundanzsymbole innerhalb eines systematischen Codewortes, S. 74
$n$	Länge eines Codewortes, S. 73
$n_d$	Anzahl der Übergänge vom guten in den schlechten Zustand, S. 104
$n'$	$n' = n_d + 1$ , Anzahl der guten Intervalle bei Beginn und Ende im guten Zustand, S. 105
$n_G$	Anzahl der guten Zustände, S. 182
$n_B$	Anzahl der schlechten Zustände, S. 182
$n_P$	Anzahl der Pakete einer Dateiübertragung (inklusive Redundanzpaketen), S. 92
$n_S$	Anzahl systematischer Pakete einer Dateiübertragung, S. 93
$n_W$	Anzahl zu wiederholender Pakete einer Datei im Multicast-Betrieb, S. 150
$N$	Rauschleistung in $S/N$ und $S/(N+I)$ , S. 176,
$N$	Anzahl der IP-Pakete einer Dateiübertragung, einschließlich Redundanz, S. 62,
$N_B$	Anzahl der Benutzer, S. 132
$N_{WS}$	Zufallsvariable der zu wiederholender Pakete für einen Benutzer, S. 150
$N_r$	Rauschzahl des Empfängers, S. 11
$N_0$	Rauschleistungsdichte des additiven weißen Gaußschen Rauschens im äquiv. Basisband, S. 10
$m_u$	Multiplexfaktor, S. 94
$M$	Anzahl der Redundanzpakete, S. 61
$\vec{u}$	Vektor der Daten der $N$ Benutzer, S. 132
$p_a$	Anzahl der parallelen Codesegmente einer Datei, S. 75
$p_B(n)$	Wahrscheinlichkeit $n$ mal im schlechten Zustand gewesen zu sein, S. 93
$p_B$	Wahrscheinlichkeit zu einem beliebigen Zeitpunkt im schlechten Zustand zu sein, S. 93
$p_{BG}$	Übergangswahrscheinlichkeit vom schlechten in den guten Zustand, S. 92
$p_{BB}$	Wahrscheinlichkeit im schlechten Zustand zu verbleiben, S. 92
$p_D$	Dateifehlerwahrscheinlichkeit (FFR), S. 111
$p_F$	Erfolgswahrscheinlichkeit für die Übertragung einer Datei (File) $= 1 - p_D$ , S. 95
$p_M$	Wahrscheinlichkeit eine maximal Wartezeit $T_W$ bis zum Empfang einer Datei nicht zu überschreiten, S. 150
$p_G(n)$	Wahrscheinlichkeit $n$ mal im guten Zustand gewesen zu sein, S. 93
$p_G$	Wahrscheinlichkeit zu einem beliebigen Zeitpunkt im guten Zustand zu sein, S. 93

$p_{GB}$	Übergangswahrscheinlichkeit vom guten in den schlechten Zustand, S. 92
$p_{GG}$	Wahrscheinlichkeit im guten Zustand zu verbleiben, S. 92
$p_O$	Ausfallwahrscheinlichkeit (Outage probability), S. 40
$p_P$	Paketfehlerwahrscheinlichkeit, S. 92
$p_{PB}$	Paketfehlerwahrscheinlichkeit im schlechten Zustand, S. 92
$p_{PG}$	Paketfehlerwahrscheinlichkeit im guten Zustand, S. 92
$p_W$	Wahrscheinlichkeit ein Paket wiederholen zu müssen, S. 150
$P$	Leistung eines Prozesses bzw. Signals bezogen auf die Leistung im LOS, S. 167
$P_U(X)$	Wahrscheinlichkeit, dass ein Element aus $X$ unbekannt ist, S. 81
$r$	Abstand eines Benutzers vom Zellmittelpunkt in einer Multi-Beam-Anordnung, S. 18
$r_0$	Zellradius eines Beams, S. 18
$r_a$	Radius des inneren Zellkreises, welcher in allen Beams wiederverwendet wird, S. 145
$\vec{r}$	Empfangenes Signal, bei CDMA vor dem Matched-Filter der CDMA-Sequenz, S. 132
$R$	Kreuzkorrelationsmatrix, S. 132
$R$	Coderate, S. 11
$R_S$	Symbolrate, S. 11
$R'(x)$	Polynom der P-Knoten verschiedener Ordnung in $H_1$ für Staircase-LDPC-Codes, S. 85
$\vec{s}_i$	Spreizcodes des Benutzers $i$ , S. 132
$S$	Matrix, deren Spalten $\vec{s}_i$ die Spreizcodes der einzelnen Benutzer sind, S. 132
$S'$	Matrix, welche die Spreizcodes multipliziert mit den Fadingkoeffiziente enthält, S. 132
$S$	Signalleistung, S. 177
$t$	Zeit, S. 28
$t_F$	Anzahl fehlerhafter Codesymbole, S. 74
$T$	Zeitdauer, S. 42
$T_a$	Antennenrauschtemperatur, S. 11
$T_B$	Zufallsvariable der Gesamtdauer der schlechten Zustände, S. 106
$T_{B_i}$	Zufallsvariable der Dauer des $i$ -ten schlechten Zustandes, S. 104
$T_{B_m}$	maximale Dauer im schlechten Zustand, bevor eine Decodierung der Datei unmöglich wird, S. 161
$T_{ef}$	effektive Rauschtemperatur, S. 11
$T_G$	Zufallsvariable der Gesamtdauer der guten Zustände, S. 99
$T_{G_i}$	Zufallsvariable der Dauer des $i$ -ten guten Zustandes, S. 104
$T_{Ges}$	Gesamtdauer der Übertragung, S. 92
$T_m$	Notwendige Gesamtzeit im guten Zustand, bevor eine Datei decodiert werden kann, S. 104
$T_r$	effektive Rauschtemperatur des Empfangsteils, S. 11
$T_s$	Symboldauer, S. 133
$T_W$	maximale Wartezeit bis zur Decodierung einer kontinuierlich gesendeten Datei, welche nur mit einer Wahrscheinlichkeit $1 - p_m$ überschritten wird, S. 109
$V$	Verlust bei gegebener Interleaverlänge gegenüber der ergodischen Kapazität, S. 47
$w_r$	Zeilengewicht der Prüfmatrix eines LDPC-Codes, S. 83
$y$	Signalausgang hinter dem Matched-Filter der CDMA-Sequenz, S. 132
$Z(t)$	Zustand des Kanals zum Zeitpunkt $t$ , S. 98
$Z_G(t)$	Zufallsvariable der im guten Zustand verbrachten Zeit zum Zeitpunkt $t$ , S. 98

# Literaturverzeichnis

- [ABE<sup>+</sup>05] Arnal, F., Bazile, C., Ernst, H., Scalise, S. und Bousquet, M.: Analysis of standardized air interface solution for mobile satellite services in Ku band. In: *Proceedings 11th Ka and Broadband Communications Conference*. AIAA, Rome, Italy, September 2005.
- [AGR98] Alexander, P., Grant, A. und Reed, M.: Iterative detection in code-division multiple-access interference suppression algorithms for CDMA systems. In: *European Transactions on Telecommunications* Vol. 9, September 1998, S. 419–426.
- [AHSE05] Alasseur, C., Husson, L., Scalise, S. und Ernst, H.: Méthode de modélisation non supervisée du canal satellite mobile par chaîne de Markov. In: *20e colloque GRETSI sur le traitement du signal et des images*. Louvain la Neuve, September 2005.
- [BCJR74] Bahl, L., Cocke, J., Jelinek, F. und Raviv, J.: Optimal decoding of linear codes for minimising symbol error rate. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 20, 1974, S. 284–287.
- [BER92] Butt, G., Evans, B. G. und Richharia, M.: Narrowband channel statistics from multi-band propagation measurements applicable to high elevation angle land-mobile satellite systems. In: *IEEE J. Selected Areas in Communications* Vol. 10, Oktober 1992, S. 1219–1226.
- [BGT93] Berrou, C., Glavieux, A. und Thitimajshima, P.: Near Shannon limit error correcting coding and decoding: Turbo-Codes. In: *Proceedings of the IEEE International Conference on Communication (ICC)*. Genf, Schweiz, Mai 1993, S. 1064–1070.
- [Bie02] Biehn, R.: Möglichkeiten der Programmgestaltung durch digitale Hörfunktechnologien. In: *Medientage München 2002, Digitale Hörfunktechnologien - Möglichkeiten und Grenzen*. Oktober 2002.
- [Bla83] Blahut, R. E.: *Theory and practice of error control codes*. Reading, Massachusetts: Addison-Wesley, 1983.
- [Bos98] Bossert, M.: *Kanalcodierung*. Stuttgart: Teubner, 1998.
- [BPS98] Biglieri, E., Proakis, J. und Shamai(Shitz), S.: Fading channels: Information-theoretic and communications aspects. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 44, Nr. 6, Oktober 1998, S. 2619–2692.
- [Bra89] Braden, R.: Requirements for internet hosts – communication layers. IETF RFC 1122, Oktober 1989.

- [Bri00] Brink, S.: Iterative decoding trajectories of parallel concatenated codes. In: *3rd ITG Conference Source and Channel Coding*. VDE, München: VDE Verlag, Januar 2000, S. 75–80.
- [BS89] Bronstein, I. und Semendjajew, K. A.: *Taschenbuch der Mathematik*. 24. Auflage. Thun: Verlag Harri Deutsch, 1989.
- [BS02] Briskman, R. D. und Sharma, S.: DARS satellite constellation performance. In: *Proceedings of the 20nd AIAA International Communications Satellite Systems Conference & Exhibit*. Mai 2002.
- [Cha91] Chase, S.: Earth station technology: Keeping up with orbital capabilities. In: *Via Satellite* Mai 1991, S. 24.
- [CK74] Cerf, V. und Kahn, R.: A protocol for packet networking innterconnection. In: *IEEE Communications Magazine* Vol. 22, Mai 1974, S. 637–648.
- [Col05] Colleto, S.: Forward error correction at transport layer for satellite applications. Diplomarbeit der Universität von Bologna, März 2005.
- [Cox66] Cox, D. R.: *Erneuerungstheorie*. München: R. Oldenbourg Verlag, 1966.
- [CT01] Caire, G. und Tuninetti, D.: The throughput of hybrid-ARQ protocols for the Gaussian collision channel. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 47, Nr. 5, Juli 2001, S. 1971–1988.
- [CV94] Corazza, G. E. und Vatalaro, F.: A statistical model for land mobile satellite channels and its application to nongeostationary orbit systems. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology* Vol. VT-43, 1994, S. 738–741.
- [DC90] Dutronc, J. und Colcy, J.: Land mobile communications in Ku-band. Results of a test campaign on Eutelsat I-F1. In: *International Journal of Satellite Communications* Vol. 8, Januar 1990, S. 43–63.
- [DDP98] Dolinar, S., Divsalar, D. und Pollara, F.: Code performance as a function of block size. The telecommunications and mission operations progress report, Jet Propulsion Laboratory, Pasadena, Mai 1998.
- [DEW98] Döttling, M., Ernst, H. und Wiesbeck, W.: A new wideband model for the land mobile satellite propagation channel. In: *Proc. Int. Conf. on Universal Personal Communications ICUPC*. 1998.
- [DJEW97] Döttling, M., Jahn, A., Ernst, H. und Wiesbeck, W.: Land mobile satellite propagation channel - a combined deterministic and statistical approach. In: *Proceedings 4th European Conference on Satellite Communications (ECSC-4)*. 1997, S. 182–187.
- [EB06] Ernst, H. und Berioli, M.: Introduction to live demonstrations: Ku-mobile - a satellite system providing multimedia services to cars in the Ku-band. In: *3rd Advanced Satellite Mobile Systems Conference*. ASMS, Hersching am Ammersee: ESA, Mai 2006.

- [ECP<sup>+</sup>05] Ernst, H., Chiani, M., Paolini, E., Di, C. und Coletto, S.: Low-density parity-check codes for the transport layer of satellite broadcast. In: *Proceedings 23rd International Communication Satellite Systems Conference (ICSSC) and 11th Ka and Broadband Communications Conference*. AIAA, Rome, Italy, September 2005.
- [EDS03] Ernst, H., Donner, A. und Shabdanov, S.: Reliable multicast for fixed and land-mobile satellite services. In: *Satellite Communications – From Fade Mitigation to Service Provision (Proceedings International Workshop of COST Actions 272 and 280)*. Mai 2003, S. 349–357.
- [EHB05] Eberlein, E., Heuberger, A. und Breiling, M.: Double use of the link margin - advanced physical layer for satellite broadcast to mobile users. In: *Proceedings 23rd International Communication Satellite Systems Conference (ICSSC) and 11th Ka and Broadband Communications Conference*. AIAA, Rome, Italy, September 2005.
- [EJ98] Ernst, H. und Jahn, A.: Channel models for land mobile satellite systems: A survey. In: *ITG - Fachtagung Wellenausbreitung bei Funksystemen und Mikrowellensystemen, Oberpfaffenhofen*. Mai 1998, S. 135–142.
- [EKH02] Ernst, H., Kunisch, J. und Harles, G.: Feasibility study of a mobile Ku-band terminal. ESA-Contract No. 15593/01/NL/DS, ND Satcom, IMST, DLR, November 2002. AO3853.
- [EL01] Ernst, H. und Lutz, E.: Satelliten-UMTS - Aktuelle Entwicklungen und Trends. In: *Deutscher Luft- und Raumfahrtkongress 2001*. Hamburg, September 2001.
- [Ell63] Elliott, E. O.: Estimates of error rates for codes on burst-noise channels. In: *Bell Syst. Tech. J.* Vol. 42, September 1963, S. 1977–1997.
- [Ern99] Ernst, H.: Interference cancellation for TDMA-satellite systems. In: *Proceedings of the Sixth International Mobile Satellite Conference (IMSC'99)*. Ottawa, Canada, Juni 1999, S. 94–99.
- [Ern01a] Ernst, H.: Satellite-UMTS and interference cancellation. In: *Proceedings International Symposium 3G Infrastructure and Services*. Athen, Juli 2001, S. 58–62.
- [Ern01b] Ernst, H. et al.: Report on technology direction and R&D requirements for the Advanced Satellite Mobile Systems task force (ASMS). Technischer Bericht, ASMS Task Force, 2001.
- [ES00] Ernst, H. und Scalise, S.: S-UMTS and interference cancellation. In: *Mobile and Personal Satellite Communications 4 – Proceedings of the Fourth European Workshop on Mobile/Personal Satcoms (EMPS 2000)*. Bath, UK: University of Bath, September 2000, S. 123–134.
- [ESD02a] Ernst, H., Scalise, S. und Dietrich, R.: Feasibility study of a mobile Ku terminal, WP 3000 design & analysis. ESA-Contract No 15593/01/nl/ds, DLR, NDSatcom, 2002.
- [ESD<sup>+</sup>02b] Ernst, H., Scalise, S., Dietrich, R., Harles, G. und Hörle, J.: Mobile Ku-band broadcast system. In: *European Personal and Mobile Satellite Conference (EMPS)*. Bologna, Italy, September 2002.

- [ESK<sup>+</sup>02] Ernst, H., Scalise, S., Kunisch, J., Siemons, J., Harles, G. und Hörle, J.: Measurement campaign for the land mobile satellite channel in Ku-band. In: *European Personal and Mobile Satellite Conference (EMPS)*. Bologna, Italy, September 2002.
- [ESS04] Ernst, H., Sartorello, L. und Scalise, S.: Transport layer coding for the land mobile satellite channel. In: *Proceedings 59th Vehicular Technology Conference (VTC)*. Milano, Italy, Mai 2004.
- [ETS97] ETSI (European Telecommunications Standards Institute) : Digital video broadcasting (DVB); framing structure, channel coding and modulation for 11/12 GHz satellite services. EN 300 421 (V1.1.2), August 1997.
- [ETS99] ETSI (European Telecommunications Standards Institute): Universal mobile telecommunications system (UMTS); multiplexing and channel coding (FDD). 3GPP TS 25 212 (V3.1.1), Dezember 1999.
- [ETS04a] ETSI (European Telecommunications Standards Institute): Digital video broadcasting (DVB); second generation framing structure, channel coding and modulation systems for broadcasting, interactive services, news gathering and other broadband satellite applications (DVB-S2). EN 302 307 (V1.1.1), Juni 2004.
- [ETS04b] ETSI (European Telecommunications Standards Institute): Digital video broadcasting (DVB); transmission system for handheld terminals (DVB-H). EN 302 304 (V1.1.1), November 2004.
- [ETS05] ETSI (European Telecommunications Standards Institute): Universal mobile telecommunications system (UMTS); multimedia broadcast/multicast service (MBMS); protocols and codecs (release 6). 3 GPP TS 26 346 (V6.2.0), Dezember 2005.
- [ETS06] ETSI (European Telecommunications Standards Institute): Satellite earth stations and systems (SES); harmonized EN for very small aperture terminal (VSAT); transmit-only, transmit/receive or receive-only satellite earth stations operating in the 11/12/14 GHz frequency bands covering essential requirements under article 3.2 of the R&TTE directive. EN 301 428 (V1.3.0), Februar 2006.
- [EZS<sup>+</sup>97] Ernst, H., Zhang, L., Sheriff, R., Bruno, L., Marinelli, M., Finocchiaro, F., Palumbo, S., Mazzenga, F. und Giancristofaro, D.: Deliverable D 35 - aeronautical link design report. AC004 - SECOMS / ABATE, University of Bradford, 1997.
- [FGF<sup>+</sup>97] Fontán, F., González, J., Ferreiro, M., Castro, M., Buonomo, S. und Baptista, J.: Complex envelope three-state Markov model based simulator for the narrowband LMS channel. In: *International Journal of Satellite Communications* Vol. 15, 1997, S. 1–15.
- [Fri95] Friedrichs, B.: *Kanalcodierung*. Berlin: Springer, 1995.
- [Gal62] Gallager, R. G.: Low-density parity-check codes. In: *IRE Transactions on information theory* Vol. 8, Januar 1962, S. 21–28.

- [Gau99] Gaudenzi, R.: Capacity of a multibeam, multisatellite CDMA mobile radio network with interference-mitigation receivers. In: *IEEE J. Selected Areas in Communications* Vol. 17, Februar 1999, S. 204–213.
- [GI00] Gradshteyn, I. und I.M.Ryzhik: *Table of Integrals, Series and Products*. 6. Auflage. Academic Press, 2000.
- [Gil60] Gilbert, E. N.: Capacity of burst-noise channels. In: *Bell Syst. Tech. J.* Vol. 39, September 1960, S. 1953–1965.
- [Hag80] Hagenauer, J.: Zur Kanalkapazität bei Nachrichtenkanälen mit Fading und gebündelten Fehlern. In: *Archiv für Elektonik und Übertragungstechnik* Vol. 34, Nr. 6, Juni 1980, S. 220–237.
- [Hag97] Hagenauer, J.: The Turbo principle: Tutorial introduction and state of the art. In: *The International Symposium on Turbo Codes and Related Topics*. Brest, France, September 1997, S. 1–11.
- [Hag03] Hagenauer, J.: *Mobile Communications*. Manuskript zur Vorlesung, Lehrstuhl für Nachrichtentechnik der TU-München, 2003.
- [HB05] Heuberger, A. und Breiling, M.: Prediction of QoS in mobile satellite systems using FEC and interleavers. In: *Proceedings of the 23rd AIAA International Communication Satellite Systems Conference & Exhibit (ICSSC)*. AIAA, Rome, Italy, September 2005.
- [HE05] Hernández, I. M. und Ernst, H.: File broadcast in the land-mobile satellite channel. In: *Proceedings 14th IST Mobile & Wireless Communications Summit*. Dresden, Germany, Juni 2005.
- [Her98] Herzog, R.: Interference cancellation for a high data rate user in coded CDMA systems. In: *Proceedings IEEE International Conference on Communications (ICC)*. IEEE, Atlanta, GA, USA, Juni 1998, S. 709 – 713.
- [Jah01] Jahn, A.: Propagation considerations and fading countermeasures for mobile multimedia services. In: *International Journal of Satellite Communications* Vol. 19, 2001, S. 223–250.
- [Jay00] Jaynes, T. G.: Development of an aeronautical Inmarsat D+ terminal. In: Carapezza, E. M. , und Hintz, T. M. (Hrsg.), *Proc. SPIE Vol. 4040, p. 191-198, Unattended Ground Sensor Technologies and Applications II*, Edward M. Carapezza; Todd M. Hintz; Eds. Juli 2000, S. 191–198.
- [JBH96] Jahn, A., Bischl, H. und Heiß, G.: Channel characterisation for spread spectrum satellite communications. In: *Proc. IEEE Fourth International Symposium on Spread Spectrum Techniques and Applications (ISSSTA'96)*. 1996, S. 1221–1226.
- [JHM06] Jenkac, H., Hagenauer, J. und Mayer, T.: The Turbo-Fountain. In: *European Transactions on Telecommunications (ETT)* Vol. 17, Nr. 3, Mai 2006, S. 337 – 349.

- [JKM00] Jin, H., Khandekar, A. und McEliece, R.: Irregular repeat-accumulate codes. In: *2nd International Symposium on Turbo Codes and Related Topics*. September 2000, S. 1–8.
- [JS01] Jiao, C. und Schwiebert, L.: Error masking probability of 1's complement checksums. In: *10th International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN)*. Scottsdale, Arizona, Oct. 2001, S. 505–510.
- [Kai05] Kaindl, M.: *Kanalcodierung für Sprache und Daten im GSM-System*. Nummer 764 in Fortschritt-Berichte VDI: Reihe 10 Informatik/Kommunikation. Düsseldorf: VDI Verlag, Feb. 2005.
- [KSE<sup>+</sup>02] Kunisch, J., Siemons, J., Ernst, H., Scalise, S., Pamp, J. und Moragagas, A.: Characterisation of the mobile Ku-band channel. ESA-Contract No. 15593/01/NL/DS, IMST, DLR, 2002.
- [KSEW05] Kohl, M., Slansky, U., Eberlein, E. und Wansch, R.: MiniT - a way forward to achieve high data rates with small terminal sizes. In: *Proceedings 23rd International Communication Satellite Systems Conference (ICSSC) and 11th Ka and Broadband Communications Conference*. AIAA, Rome, Italy, September 2005.
- [LCD<sup>+</sup>91] Lutz, E., Cygan, D., Dippold, M., Dolainsky, F. und Papke, W.: The land mobile satellite communication channel — recording, statistics and channel model. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology* Vol. 40, 1991, S. 375–386.
- [LGV<sup>+</sup>02a] Luby, M., Gemmell, J., Vicisano, L., Rizzo, L. und Crowcroft, J.: Asynchronous layered coding (ALC) protocol instantiation. IETF RFC 3450, Dezember 2002.
- [LGV<sup>+</sup>02b] Luby, M., Gemmell, J., Vicisano, L., Rizzo, L., Handley, M. und Crowcroft, J.: Forward error correction (FEC) building block. IETF RFC 3452, Dezember 2002.
- [LGV<sup>+</sup>02c] Luby, M., Gemmell, J., Vicisano, L., Rizzo, L., Handley, M. und Crowcroft, J.: Layered coding transport (LCT) building block. IETF RFC 3451, Dezember 2002.
- [LMSS01a] Luby, M. G., Mitzenmacher, M., Shokrollahi, M. A. und Spielman, D. A.: Efficient erasure correcting codes. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 47, 2001, S. 569–584.
- [LMSS01b] Luby, M. G., Mitzenmacher, M., Shokrollahi, M. A. und Spielman, D. A.: Improved low-density parity-check codes using irregular graphs. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 47, 2001, S. 585–598.
- [Loo85] Loo, C.: A statistical model for a land mobile satellite link. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology* Vol. 34, 1985, S. 122–127.
- [LRPP06] Lacan, J., Roca, V., Peltotalo, J. und Pelotalo, S.: Reed-Solomon forward error correction. IETF RFC draft-ietf-rmt-bb-fec-rs-00.txt, Januar 2006.
- [LSS<sup>+</sup>00a] Luby, M. G., Shokrollahi, M. A., Stemann, V., und Spielman, M. D. M. D. A.: Loss resilient decoding technique. United States Patent 6,073,250, Juni 2000.



- [LSS<sup>+</sup>00b] Luby, M. G., Shokrollahi, M. A., Stemann, V., Mitzenmacher, M. D. und Spielman, D. A.: Irregularly graphed encoding technique. United States Patent 6,081,909, Juni 2000.
- [Lub01] Luby, M. G.: Information additive code generator and decoder for communication systems. United States Patent 6,307,487, Oktober 2001.
- [LWJ00] Lutz, E., Werner, M. und Jahn, A.: *Satellite Systems for Personal and Broadband Communications*. Berlin, Heidelberg, New York: Springer-Verlag, 2000.
- [Mac03] MacKay, D. J. C.: *Information Theory, Inference and Learning Algorithms*. Cambridge University Press, 2003.
- [MB99] Michael Buehrer, Steven P. Nicoloso, S. G.: Linear versus non-linear interference cancellation. In: *Journal of Communications and Networks* Vol. 1, Juni 1999, S. 118–133.
- [MGO04] Martin, C., Geurtz, A. und Ottersten, B.: Packet coded mobile satellite broadcast systems: Error rate computations and quality of service based design. In: *Proceedings of the Joint 6th European Workshop on Mobile/Personal Satcom & 2nd Advanced Satellite Mobile System Conference*. ESA, Noordwijk, The Netherlands, September 2004.
- [MM95] Monk, A. M. und Milstein, L. B.: Open-loop power control error in a land mobile satellite system. In: *IEEE Journal on Selected Areas in Communications* Vol. 13, Nr. 95, February 1995, S. 204–212.
- [Moh00] Moher, M.: Multiuser decoding for multibeam systems. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology* Vol. 49, Nr. 4, Juli 2000, S. 1226 – 1234.
- [Neu05] Neumann, C.: Large scale content distribution applied to files and videos. Doktorarbeit, Grenoble, France, Dezember 2005.
- [OSW94] Ozarow, L. H., (Shitz), S. S. und Wyner, A.: Information theoretic considerations for cellular mobile radio. In: *Vehicular Technology Conference (VTC)* Vol. 43, Mai 1994, S. 359–378.
- [Pap91] Papoulis, A.: *Probability, Random Variables, and Stockastic Processes*. Electrical & Electronic Engineering Series. Singapore: McGraw-Hill Inc., 1991.
- [PLL98] Pätzold, M., Li, Y. und Laue, F.: A study of a land mobile satellite channel model with asymmetrical doppler power spectrum and lognormally distributed line-of-sight component. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology* Vol. 47, 1998, S. 297–309.
- [PLL<sup>+</sup>04] Paila, T., Luby, M., Lehtonen, R., Roca, V. und Walsh, R.: FLUTE - file delivery over unidirectional transport. IETF RFC 3926, Oktober 2004.
- [Pos80] Postel, J. J. B.: User datagram protocol. IETF RFC 768, August 1980.
- [Pos81] Postel, J. J. B.: Internet protocol. IETF RFC 791, September 1981.
- [Pro89] Proakis, J.: *Digital Communications*. Singapore: McGraw-Hill Book Company, 1989.

- [PSE96] Parks, M., Saunders, S. und Evans, B.: A wideband channel model applicable to mobile satellite systems at L- and S-band. In: *IEE colloquium on propagation aspects of future mobile systems*. 1996.
- [RN03] Roca, V. und Neumann, C.: Design and evaluation of a low density generator matrix (LDGM) large block FEC codec. In: *Proceeding of Fifth International Workshop on Networked Group Communication (NGC'03)*). Munich, Germany, September 2003.
- [RN04] Roca, V. und Neumann, C.: Design, evaluation and comparison of four large block FEC codecs, LDPC, LDGM, LDGM staircase and LDGM triangle, plus a Reed-Solomon small block FEC codec. INRIA Research Report RR-5225,, Juni 2004.
- [RSAA98] Reed, M. C., Schlegel, C. B., Alexander, P. D. und Asenstorfer, J. A.: Iterative multi-user detection for CDMA with FEC: Near-single-user performance. In: *IEEE Transactions on Communications* Vol. 46, Dezember 1998, S. 1693–1699.
- [RU96] Rimoldi, B. und Urbanke, R.: A rate-splitting approach to the Gaussian multiple-access channel. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 42, March 1996, S. 364–375.
- [RU05] Richardson, T. und Urbanke, R.: *Modern Coding Theory*. Schweiz: École Polytechnique Fédéral de Lausanne, 2005.
- [RZ05] Reichert, A. und Zimmer, F.: Ku-mobile: WP 3100 Content Payout Center (CPC). ESA report, SES ASTRA, Oktober 2005.
- [SC99] Shurk, A. W. K. und Cheng, R. S.: Integrated interference cancellation and decoding for CDMA systems using turbo code. In: *Proceedings IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC)*, . Vol. 3. IEEE, New Orleans, USA, September 1999, S. 1162 – 1166.
- [SCA<sup>+</sup>05] Scalise, S., Castro, V., Angeles, M., Jahn, A. und Ernst, H.: A comparison of the statistical properties of the land mobile satellite channel at Ku, Ka and EHF bands. In: *Proceedings IEEE Vehicular Technology Conference (VTC2005-Spring)*. IEEE, Februar 2005.
- [SEH] Scalise, S., Ernst, H. und Harles, G.: Measurement and modelling of the land mobile satellite channel at Ku-band. In: *IEEE Trans. Vehicular Technology accepted*.
- [SEH<sup>+</sup>06] Scalise, S., Ernst, H., Hack, T., Loeillet, C. und Midthassel, R.: Ku-mobile: Satellite multimedia services for cars in the Ku-band. In: *International Journal of Satellite Communications and Networking* Vol. 24, Nr. 2, März 2006, S. 137 – 151.
- [SEL<sup>+</sup>05] Scalise, S., Ernst, H., Loeillet, C., Harles, G., Eberlein, E., Breiling, M., Midthassel, R. und Perez-Carro Rios, A. J. a.: Audio and multimedia broadcast to mobile users: Present and emerging satellite-based solutions. In: *IEEE Globecom Workshop on Advances in Satellite Communications: New Services and Systems*. November 2005.
- [Sha48] Shannon, C. E.: A mathematical theory of communication. In: *Bell System Technical Journal* Vol. 27, Nr. 10, Juli 1948, S. 379–423 und 623–656.

- [SP04] Snyder, J. und Patsiokas, S.: XM satellite radio - satellite technology meets a real market. In: *Proceedings of the 22nd AIAA International Communications Satellite Systems Conference & Exhibit*. Mai 2004.
- [Spa97] Space Services Unit: Study into the assessment of FSS satellite antenna reference radiation pattern envelopes, Juni 1997.
- [SSE<sup>+</sup>03] Sciascia, G., Scalise, S., Ernst, H., Diaz, M. A., Holzbock, M. und Mura, R.: Link performance for mobile satellite based services in Ku-band. In: *21st International Communication Satellite Systems Conference & Exhibit (ICSSC)*. AIAA, 2003.
- [Suz77] Suzuki, H.: A statistical model for urban radio propagation. In: *IEEE Trans. Communications* Vol. 25, Nr. 7, Juli 1977, S. 673–680.
- [Tan03] Tanenbaum, A. S.: *Computer Networks*. Upper Sadle River, New Jersey: Pearson Education International, 2003.
- [VD92] Vucetic, B. und Du, J.: Channel modeling and simulation in satellite mobile communication systems. In: *IEEE J. Selected Areas in Communications* Vol. 10, 1992, S. 1209–1218.
- [Ver86] Verdú, S.: Minimum probability of error for asynchronous Gaussian multiple-access channels. In: *IEEE Trans. Information Theory* Vol. 32, 1986, S. 85–96.
- [Ver96] Verdú, S.: *Multiuser Detection*. London: Cambridge University Press, 1996.
- [YW95] Yee, J. R. und Weldon, E. J.: Evaluation of the performance of error-correcting codes on a Gilbert channel. In: *IEEE Transactions on Communications* Vol. 43, Nr. 95, August 1995, S. 2316–2323.