



子. 346

博士論文

メディア統合無線アクセスアーキテクチャ  
に関する基礎研究

平成 8 年 12 月 20 日

指導教官 羽鳥 光俊 教授

東京大学大学院工学系研究科電子工学専攻

47088 井上 真杉

# ■ ■ ■ 目 次 ■ ■ ■

<b>1 序論</b>	<b>1</b>
1.1 本論文の背景	2
1.2 本論文の目的	5
1.3 本論文の構成	6
<b>2 メディア統合無線アクセスアーキテクチャ</b>	<b>9</b>
2.1 はじめに	10
2.2 メディア統合有線通信ネットワーク	10
2.2.1 B-ISDN / ATM ネットワーク	11
2.2.2 TCP / IP インターネットワーク	24
2.3 無線アクセスアーキテクチャ	32
2.3.1 データリンク制御層	32
2.3.2 メディアアクセス制御層	33
2.3.3 ネットワーク層	36
2.3.4 トランスポート層	36
2.4 メディア統合無線アクセスアーキテクチャ	39
2.4.1 ネットワーク構成	39
2.4.2 プロトコル構成	40
2.4.3 サービスカテゴリー	42
2.4.4 物理層	47
2.4.5 データリンク制御層	51
2.4.6 メディアアクセス制御層	53
2.4.7 無線 ATM 開発の現状	54
2.5 おわりに	58
参考文献	59
<b>3 ABRトラヒックのリソース割当</b>	<b>62</b>

3.1	はじめに . . . . .	63
3.2	ABRトラヒックとリソース割当 . . . . .	64
3.2.1	ABRトラヒックとメッセージ . . . . .	64
3.2.2	リソース割当方針 . . . . .	65
3.3	システムモデル . . . . .	67
3.3.1	前提 . . . . .	67
3.3.2	全体構成 . . . . .	68
3.3.3	物理チャネル構成 . . . . .	69
3.3.4	メッセージ伝送手順 . . . . .	69
3.4	リソース割当手法 . . . . .	70
3.4.1	メッセージ伝送モデル . . . . .	70
3.4.2	リソース割当アルゴリズム . . . . .	71
3.5	特性評価 . . . . .	75
3.5.1	シミュレーションモデル . . . . .	75
3.5.2	性能指標 . . . . .	77
3.5.3	考察 . . . . .	78
3.6	むすび . . . . .	84
	参考文献 . . . . .	86
<b>4</b>	<b>サイズに基づく ABR トラヒックのリソース割当</b> . . . . .	<b>87</b>
4.1	はじめに . . . . .	88
4.2	システムモデル . . . . .	90
4.2.1	全体構成 . . . . .	90
4.2.2	フレーム/スロット構成 . . . . .	92
4.2.3	無線メッセージ伝送プロトコル . . . . .	92
4.2.4	システムパラメータ . . . . .	93
4.3	サイズに基づくリソース割当アルゴリズム . . . . .	94
4.3.1	Sharing Inversely Propotional to Total packets (SIPT) アルゴリズム . . . . .	94
4.3.2	MAF with Filling (MAF-F) アルゴリズム . . . . .	95
4.3.3	ES with Filling (ES-F) アルゴリズム . . . . .	96
4.3.4	SIPT with Filling (SIPT-F) アルゴリズム . . . . .	96
4.3.5	Prioritized Allocation based on Remaining Packets (PARP) アルゴリズム . . . . .	98
4.3.6	アルゴリズムの相互関係 . . . . .	99
4.4	特性評価 . . . . .	100

4.4.1	シミュレーションモデル	100
4.4.2	性能指標	101
4.4.3	シミュレーション結果	102
4.4.4	考察	108
4.5	おわりに	109
	参考文献	110
<b>5</b>	<b>階層化VBRトラヒックのリソース割当</b>	<b>111</b>
5.1	はじめに	112
5.2	階層化VBRトラヒックの階層的伝送	113
5.2.1	VBRトラヒック伝送の問題点	113
5.2.2	ATMにおけるVBRトラヒック伝送	113
5.2.3	階層化VBRトラヒックの階層的伝送	114
5.3	映像への適用	118
5.3.1	映像の階層的VBR符号化	118
5.3.2	2階層VBR映像符号化	119
5.4	特性評価	121
5.4.1	想定する環境	121
5.4.2	映像モデル	121
5.4.3	フレーム/スロット構成	123
5.4.4	通信プロトコル	124
5.4.5	シミュレーション結果と考察	125
5.5	おわりに	132
	参考文献	133
<b>6</b>	<b>可変パーティショニングによる適応多重</b>	<b>134</b>
6.1	はじめに	135
6.2	非対称トラヒックと多重方式	136
6.2.1	非対称トラヒック	136
6.2.2	多重方式	137
6.2.3	非対称トラヒック多重の問題点	139
6.2.4	非対称トラヒックと適応多重に関する研究	142
6.3	可変パーティショニングによる適応時分割多重	143
6.3.1	フレーム/スロット構成	143
6.3.2	通信プロトコル	144

6.3.3	パーティション位置制御アルゴリズム	145
6.3.4	シミュレーションモデル	146
6.3.5	性能指標	147
6.3.6	特性評価	148
6.4	おわりに	151
	参考文献	153
<b>7</b>	<b>チャネル状態に基づく誤り制御</b>	<b>154</b>
7.1	はじめに	155
7.2	バーストパケットエラーに対するリソーススケジューリング	155
7.2.1	バーストパケットエラーとリソーススケジューリング	155
7.2.2	バーストエラーチャネルモデル	157
7.2.3	システムモデル	158
7.2.4	スケジューリングアルゴリズム	159
7.2.5	特性評価	163
7.3	時変 BER チャネルに対する適応誤り制御	171
7.3.1	時変 BER チャネルと適応誤り制御	171
7.3.2	パケットレベル適応誤り制御方式	172
7.3.3	特性評価	173
7.4	おわりに	175
	参考文献	178
<b>8</b>	<b>結論</b>	<b>180</b>
8.1	本論文の主たる成果	181
	<b>発表文献</b>	<b>183</b>
	<b>謝辞</b>	<b>186</b>

# 目次

1.1	狭義メディア間の関係	3
1.2	本論文の構成	7
2.1	転送モードの分類	13
2.2	伝達処理方式の比較	14
2.3	ATM セルの構成	16
2.4	B-ISDN のプロトコル構成と機能	17
2.5	ATM 伝達網の階層構成	18
2.6	ATM インターネットワーキングの2方式	21
2.7	LAN エミュレーションプロトコルアーキテクチャ	21
2.8	LAN エミュレーション	22
2.9	IP over ATM プロトコルアーキテクチャ	23
2.10	IP over ATM のネットワーク構成	23
2.11	TCP/IP プロトコルアーキテクチャ	25
2.12	TCP セグメントのヘッダ構成	26
2.13	IP データグラムのヘッダ構成	29
2.14	SERVICE TYPE フィールド	29
2.15	資源の共用	31
2.16	Wireless ATM ネットワーク構成例	40
2.17	Wireless ATM プロトコル構成例 (ユーザプレーン)	41
2.18	リレー局によるシャドーリングの回避	51
2.19	指向性アンテナの反射波抑制効果	51
2.20	無線 ATM セルの構成例	52
2.21	無線 ATM 向け Dynamic TDMA/TDD プロトコル	54
3.1	メッセージの概念	65
3.2	リソース割当	66
3.3	端末/基地局の基本構成と基本動作	68

3.4	物理チャネル構成	69
3.5	メッセージ伝送のモデル	71
3.6	MAF アルゴリズムによるリソース割当例	72
3.7	ES アルゴリズムによるリソース割当例	74
3.8	ホームページのメッセージ長分布と指数分布との類似性	76
3.9	電子メールのメッセージ長分布と $k$ -Erlang 分布との類似性	76
3.10	平均アクセス遅延時間特性 (メッセージ長は指数分布)	78
3.11	端末リストに存在する平均端末数 (メッセージ長は指数分布)	79
3.12	端末リスト溢れによる呼損特性 (メッセージ長分布は指数分布)	80
3.13	平均スループット—正規化負荷特性 (メッセージ長は指数分布)	80
3.14	端末リスト溢れによる呼損率特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])	81
3.15	平均スループット—正規化負荷特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])	82
3.16	スループット分散—正規化負荷特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])	83
3.17	情報スロット使用率—正規化負荷特性 (メッセージ長は指数分布)	83
4.1	スループット分布	89
4.2	平均スループットのメッセージ長依存性	89
4.3	無線メッセージ伝送モデル	91
4.4	サイズ情報を利用しない場合の ATL 構造	91
4.5	サイズ情報を利用する場合の ATL 構造	92
4.6	フレーム/スロット構成	92
4.7	SIPT アルゴリズムによるリソース割当例	95
4.8	MAF-F アルゴリズムによるリソース割当例	96
4.9	ES-F アルゴリズムによるリソース割当例	97
4.10	SIPT-F アルゴリズムによるリソース割当例	97
4.11	PARP アルゴリズムによるリソース割当例	98
4.12	各リソース割当アルゴリズムの相互関係	99
4.13	割当+送信遅延時間とリソース使用率の関係。メッセージサイズは指数分布。	102
4.14	ATL のオーバフローのためにメッセージ伝送要求が棄却される確率。メッセージサイズは指数分布。	103
4.15	リソース使用率と正規化負荷との関係。メッセージサイズは指数分布。	104
4.16	リソース使用率と正規化負荷との関係。図 4.15 を拡大したもの。メッセージサイズは指数分布。	104
4.17	平均スループットとリソース使用率との関係。メッセージサイズは指数分布。	105

4.18	平均スループットとリソース利用率との関係。メッセージサイズは $k$ -Erlang 分布。	105
4.19	スループット分散とリソース利用率との関係。メッセージサイズは指数分布。	107
4.20	スループット分散とリソース利用率との関係。メッセージサイズは $k$ -Erlang 分布。	107
5.1	ピーク割り当てと統計的多重の比較	114
5.2	ATM における可変レートデータ制御法	115
5.3	移動通信における可変レートデータ制御	116
5.4	階層的な可変レートデータ伝送	118
5.5	画像の固定伝送の場合	119
5.6	2 階層映像符号化手法	120
5.7	DCT 係数の階層化	120
5.8	Miss America の 2 階層符号による情報発生量の変動	122
5.9	フレーム構成	123
5.10	空きスロット数の平均と分散	126
5.11	空きスロット数の確率密度分布	127
5.12	オーバ・トラヒックの受信バケット率	127
5.13	Miss America の受信映像の SN 比	128
5.14	VOICE-Slot 数とバケット廃棄率の関係	129
5.15	miss America の原画像	129
5.16	CBR(1Fixed.)	130
5.17	1Fixed. +Random(100Erlangs)	130
5.18	CBR(2Fixed.)	131
6.1	対称トラヒックと非対称トラヒックの例	137
6.2	周波数分割多重と時間分割多重	138
6.3	非対称トラヒックに対する固定パーティションと可変パーティションの振舞い	139
6.4	FDD によるチャネル構成例	140
6.5	FDD による可変パーティションの概念	140
6.6	TDD による可変パーティションの概念	141
6.7	可変パーティションによる適応時分割多重	143
6.8	時間パラメータの定義	147
6.9	リンク合計スループット (平均負荷が等しい)	148
6.10	リンク別スループット (平均負荷が異なる場合)	149
6.11	リンク別リソース使用効率 (平均負荷が異なる場合)	150
6.12	リンク合計のリソース使用効率 (平均負荷が異なる場合)	150



7.1	2 状態マルコフ連鎖による非定常チャンネルのモデル化 . . . . .	158
7.2	アップリンクのチャンネル構成 . . . . .	159
7.3	Selective-Repeat ARQ の動作概念 . . . . .	160
7.4	CSD-MAF の動作イメージ . . . . .	162
7.5	CSD-ES の動作イメージ . . . . .	162
7.6	割当+送信遅延時間とリソース使用率の関係 ( $T_b = 500$ msec)。 . . . .	166
7.7	ATL オーバフローでメッセージ伝送要求が棄却される確率 ( $T_b = 500$ msec)。 . . . .	166
7.8	リソース使用率と正規化負荷の関係 ( $T_b = 500$ msec)。 . . . .	167
7.9	平均スループットとリソース使用率との関係 ( $T_b = 500$ msec)。 . . . .	168
7.10	スループット分散とリソース使用率との関係 ( $T_b = 500$ msec)。 . . . .	168
7.11	MAF アルゴリズムの平均スループットとリソース使用率との関係。 . . . .	169
7.12	ES アルゴリズムの平均スループットとリソース使用率との関係。 . . . .	169
7.13	適応誤り制御方式のスループット特性 . . . . .	174
7.14	スループットとチャンネル推定精度との関係。 . . . .	176

# 表 目 次

2.1	代表的アプリケーションとその QoS . . . . .	43
2.2	アプリケーションクラス . . . . .	43
2.3	ATM 層レベルのサービスカテゴリー . . . . .	46
2.4	開発中の無線 ATM のスペック . . . . .	58
3.1	シミュレーション諸元 . . . . .	77
4.1	シミュレーションパラメータ . . . . .	101
5.1	Miss America の情報発生量の平均と標準偏差 . . . . .	121
5.2	シミュレーションパラメータ . . . . .	124
6.1	シミュレーションパラメータ . . . . .	146
6.2	正規化負荷 0.9 および 1.0 における ATL での呼損率。平均メッセージサイズは 100 [packets]。 . . . .	149
7.1	シミュレーションパラメータ . . . . .	163
7.2	シミュレーションパラメータ . . . . .	175

# 第 1 章



## 序論

時代はモノメディアからマルチメディアへ、そして有線から無線へと広がりつつある。「マルチメディア」と「無線」—これが本論文のキーワードである。本章ではまず、本論文の位置付けを明確にするために、これらのキーワードを軸に本論文の背景を説明する。続いて、本論文の目標が両キーワードの接点に存在することを示す。最後に本論文の構成を説明する。

## 1.1 本論文の背景

### メディア

「マルチメディア」という言葉が用いられるようになって久しい。しかしながら、その定義はいまだ確立しているとは言い難い。もっとも、論じる対象や論じる立場に応じて定義は異なるものなので、一意に定義することは不可能であろう。このことを踏まえて、まず、本論文における「メディア」、「マルチメディア」の定義から話を進める。

「メディア (media : medium の複数形)」とは、もとは中間・中庸という意味であるが、そこから派生した“媒体”、“手段”といった意味の方が我々には馴染み深い。新聞・雑誌・テレビ・ラジオなどをマスメディアと呼ぶのもその一例であろう。このように、広く、文化論的にメディアを捉える場合、各メディアを**広義のメディア**であると定義する。

それとは対照的に、我々技術者が工学的な立場でメディアを論じる場合、各メディアを**狭義のメディア**と定義する。狭義のメディアは、MHEG (Multi-media Hypermedia coding Experts Group) において以下の4つに分類されている [1]。

- **知覚メディア (Perception Media)**

利用者が知覚する姿を知覚メディアと呼ぶ。例えば、聴覚情報としてのスピーチ・雑音・音楽や、視覚情報としてのテキスト・絵画・動画などがある。

- **表示メディア (Presentation Media)**

物理的な意味でのメディアであり、ユーザに情報を提示するもの (出力デバイス)、あるいはユーザから情報を受け取るもの (入力デバイス) に対して用いられる。例えば、スクリーン・プリンタ・スピーカ・マウスなどが挙げられる。

- **表現メディア (Representation Media)**

相互交換するデータの形、あるいは符号化された形態によって記述される情報の姿のことを指す。例えば、文字としては ASCII (American Standard Code Information Interchange) など、音としては G.711 (PCM)、MIDI (Musical Instrument Digital interface)、MPEG (Moving Picture Experts Group) オーディオなど、静止画としては JPEG (Joint Photographic Coding Experts Group)、GIF など、動画像としては H.261、MPEG などが挙げられる。

- **伝達メディア (Conveyance Media)**

データを交換するための手段。蓄積メディア (Storage Media)、伝送メディア (Transmission Media)、及び両者の組み合わせが考えられる。例えば、メモリ、ディスク、ケーブル、光ファイバ、無線リンクなどが挙げられる。

図 1.1 に 4 つの狭義メディアの関係を示す。

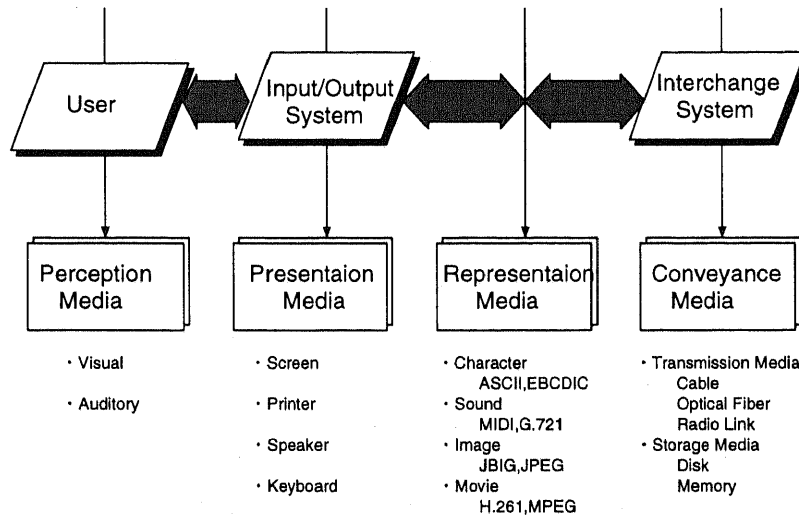


図 1.1 狭義メディア間の関係

## モノメディアからマルチメディアへ

以上に説明した狭義のメディアの中で、我々は、情報属性（その情報のもつ性質）を表現する表現メディアと、情報を物理的に伝達する伝達メディアにだけ着目する。この時、現在までに進展・普及してきた電話網・パケット交換網・コンピュータ通信網などは、マルチメディアと対比する意味で、モノメディア通信ネットワークと呼ぶことができる。すなわちモノメディア（通信）とは

『単一の表現メディアを単一の伝達メディアによって通信すること』

と定義できる。このようなモノメディアがそれぞれ独立に発展することで、今日の通信基盤を形作ってきた。

しかしながら、時代はモノメディアからマルチメディアへ急速に移行しつつある。ここでいうマルチメディア（通信）とは

『複数の表現メディアを同一の伝達メディアによって統合的に通信すること』

と定義できる [2]。例えば、現在急速に普及しつつある N-ISDN（Narrowband Integrated Services Digital Network）は、物理的には電話網とパケット交換網とが独立に機能してはいるが、ユーザからみた場合にはひとつのユーザ・ネットワークインタフェースを介して様々なデジタル情報を交換できるという意味において、マルチメディア通信網のひとつと考えられる。さらに、今後の普及が見込まれる B-ISDN（Broadband ISDN）では、ATM（Asynchronous Transfer Mode）という情報転送

技術により、光ファイバーという同一伝達メディア上で様々な表現メディアを通信するという意味で、真のマルチメディアが実現されるであろう。

ISDN は、いわば「電話網」から発展したマルチメディアである。その一方で、「コンピュータネットワーク」においてもマルチメディア化の動きが著しい。コンピュータネットワークは LAN (Local Area Network) から WAN (Wide Area Network) へと進展し、現在は世界中のネットワークが相互に接続された分散コンピュータネットワーク環境である「インターネット」として日々拡大している。インターネットの定義は難しい。広義の意味でのインターネットは、何らかの方法で物理的に接続され、相互通信が可能なコンピュータネットワーク全体と捉えることができる。一方、狭義の定義として、TCP (Transmission Control Protocol) /IP (Internet Protocol) [3,4] に基づいた相互通信が可能なコンピュータネットワークをインターネットと定義する考え方がある。工学の分野では、後者の定義が一般的である。狭義のインターネットの世界では、従来は、TCP/IP 上の SMTP (Simple Mail Transfer Protocol) による電子メール交換、FTP (File Transfer Protocol) によるファイル転送、TELNET/Rlogin による遠隔計算機との通信などの、遅延に対する制限のないデータ通信が主流であった。ところが近年、インターネット上においてリアルタイムの音声通信・画像通信を実現するためのプロトコルやアプリケーションが脚光を集めている。例えば Real-Time Protocol (RTP) [5]、Internet Stream Protocol (ST2+) [6]、Resource ReSerVation Protocol (RSVP) [7] などのプロトコルや UDP (User Datagram Protocol) /IP 上の放送型アプリケーション MBONE (Multicast BackBONE) [8] などが挙げられる。

このように、コンピュータの分野ではマルチメディア化が進みつつあるが、これは別の視点から捉えれば、従来の「電話網」をコンピュータ網上において実現しようとする試みともとれる。これと対照的に、電話網上でコンピュータ網を構築しようとする試みもなされている。すなわち、LAN エミュレーション、あるいは IP over ATM という名の下に、ATM ネットワーク上で LAN を実現するためのプロトコル開発が活発である。以上に述べたように、電話通信網、コンピュータ網それぞれにマルチメディア化が進みつつあるが、それと同時に、通信とコンピューティングとの融合が着実に進行しているというのが現状といえる。

## 有線から無線へ

通信分野においては、先に述べたマルチメディア化とともに、パーソナル化に向けた動きが目覚ましい。その代表が無線利用の増加である。オフィスにおいては Wireless LAN や事業所用 PHS (Personal Handy Phone) が普及しているが、何よりもパーソナルユースによる無線利用の増加が著しい。デジタル自動車・携帯電話システム (PDC: Personal Digital Cellular) や公衆 PHS の利用者は年々増加の一途を辿っている。

Wireless LAN は、通信の観点からは計算機同士を無線を介して接続する単なる無線接続システムと

見なせるが、情報処理の観点から捉えなおせば、携帯情報端末に通信機能を提供するシステムと見なすこともできる。後者の立場から、モバイルコンピューティングあるいは遊牧民コンピューティングと呼ばれる新しい情報処理形態が模索され始めている [9]。モバイルコンピューティング環境の実現に当たり、計算機の移動をサポートするためのネットワーク層プロトコルである Mobile IP[10] や、無線リンクにおける伝送誤りを考慮したトランスポート層プロトコルである Wireless TCP[11] に関する研究が活発化している。

### そしてマルチメディア無線へ

「電話」として設計された PDC において、現在、9600bps のデータ通信が可能となっている。また、PHS におけるデータ伝送手順が決定されたことにより、最高 29.2kbps のデータ通信が可能になる。これら回線交換モードによるデータ通信に留まらず、将来的には PDC や PHS による移動パケット通信サービスも予定されている。このように、現在の無線通信システムでは、徐々にではあるがマルチメディア化が進められている。

未来に話を転じれば、まず高速広帯域有線通信の無線系への展開がある [12,13]。その代表がいわゆる Wireless ATM[14,15] である。一部の機関ではプロトタイプ製作も行なわれており、マルチメディア無線に一番近いシステムであると考えられている。詳細は 2 章で述べる。Wireless ATM に加えて、先ほど述べたモバイルコンピューティングにおけるマルチメディア化の動向も注目される。例えば、リアルタイム伝送を実現する RSVP を拡張することで移動性のサポートを目指す Mobile RSVP[16] の開発や、モバイルコンピューティングのプロトタイプを組み、双方向の会話やカメラ画像の伝送が試みられている [17]。従来の単なるデータ交換に留まらず、様々なメディアをやり取りできる可能性を秘めていることから、モバイルコンピューティングもマルチメディア無線のひとつの形態であろう。

本節では、通信・コンピュータ分野におけるモノメディアからマルチメディアへの変化、並びに有線から無線への展開について述べてきた。これらを概観することにより、将来の情報通信形態においては、マルチメディア無線技術—電磁波により、空間というひとつの伝達メディアを介して複数の表現メディアを統合的に通信する技術—が重要な役割を果たすであろうことが理解できる。

## 1.2 本論文の目的

マルチメディア無線の実現に当たっては、無線区間の通信方式を如何に構築するかが鍵となる。ここでいう無線区間の通信方式とは、変復調・誤り制御・マルチプルアクセス・多重化等の諸方式全体を指し、最近では“無線アクセス”と称されることも多い。もちろん、マルチメディア無線の実現には、

無線アクセスのみならず、移動性を保証するためのハンドオフ/ルーティングなどの有線ネットワークと密接に関わる問題を解決する必要がある。しかしながら本論文では無線アクセスを対象を絞り、マルチメディア無線のための無線アクセスの有り方を探求することを目的とする。

具体的には、マルチメディアが CBR (Constant Bit Rate)、VBR (Variable)、ABR (Available)、UBR (Unspecified) の 4 つのクラスで表現されるという考えのもとに、各メディアに対するマルチプルアクセス手法、誤り制御手法、並びに多重化手法の検討を行なっている。従来の無線アクセスでは、モノメディア通信であるがゆえに、複数の表現メディアを無線空間というひとつの伝達メディアを介して一元的に伝送するという思想が採り入れられてこなかった。それに対し、マルチメディアを予め想定した無線アクセスを検討しているところが本論文の特徴であり、同時に将来のマルチメディア無線環境の構築に寄与し得ると考えられる。

### 1.3 本論文の構成

本論文の構成は次の通りである。

- 第 1 章 序論
- 第 2 章 メディア統合無線アクセスアーキテクチャ
- 第 3 章 ABR トラヒックのリソース割当
- 第 4 章 メッセージ長に基づく ABR トラヒックのリソース割当
- 第 5 章 階層化 VBR トラヒックのリソース割当
- 第 6 章 可変パーティショニングによる適応多重
- 第 7 章 チャンネル状態に基づく誤り制御
- 第 8 章 結論

図 1.2 は各章の関係を表したものである。本論文の流れを簡単に説明すれば以下のようになる。

第 2 章では、本論文の対象であるマルチメディア無線アクセスを概観している。具体的にはまず、マルチメディア有線ネットワークについて、B-ISDN およびインターネットを例として取り上げながら説明している。続いて従来からある無線アクセス手法を紹介している。最後にマルチメディア無線アクセスに関して、求められる要求条件とそれに対する各種技術を総括している。

第 3 章と第 4 章では、ABR メッセージに対する無線資源の割当手法に関して論じている。非即時性を特徴とする各 ABR メッセージソースに対して無線資源を割り当てるスケジューリングアルゴリズムを検討する際には、無線資源利用の効率や、各ソースが享受するスループットおよびその公平性が評価指標となる。第 3 章では、これらの指標に基づいて基本的なアルゴリズムの特性を評価している。



続く第 4 章では、メッセージサイズ情報を利用するアルゴリズムにより性能が改善されることを明らかにしている。

第 5 章では、VBR トラヒックに対する無線資源割当手法に関する議論を展開している。まず VBR トラヒックを無線伝送する際の問題点を明らかにした上で、無線伝送には VBR 情報の階層符号化が有効であることを示している。続いて階層符号化 VBR トラヒックに対する階層伝送手法のひとつを示している。最後に 2 階層映像符号化を施した映像情報を用いて手法の特性を評価している。

第 6 章では、非対称トラヒックと多重手法について論じている。まず、将来の増加が予測される非対称トラヒックに着目し、その形態を分類整理するとともに、多重化する際の問題点を明らかにしている。続いて、時分割多重においてリンク間パーティションを可変にすることにより、非対称トラヒックを効率的に多重する手法について検討を行ない、その有効性を確認している。

第 7 章では、無線チャネル状態の時変性に焦点を当て、変動する無線チャネルの状態に対応するための適応的な誤り制御手法を 2 つ示している。ひとつは、高速伝送環境で顕著になるパケットレベルのバーストエラーに着目し、エラー状態に応じた無線リソーススケジューリングを行なう手法である。適応的なスケジューリングを行なうことで、SR-ARQ のみの場合に比べて特性が改善されることを確認している。もうひとつの手法は、チャネルの BER に応じて訂正能力の異なる FEC を適用する手法である。チャネル状態推定精度と推定に要する時間とがある一定範囲内であれば、スループットが向上することを確認している。

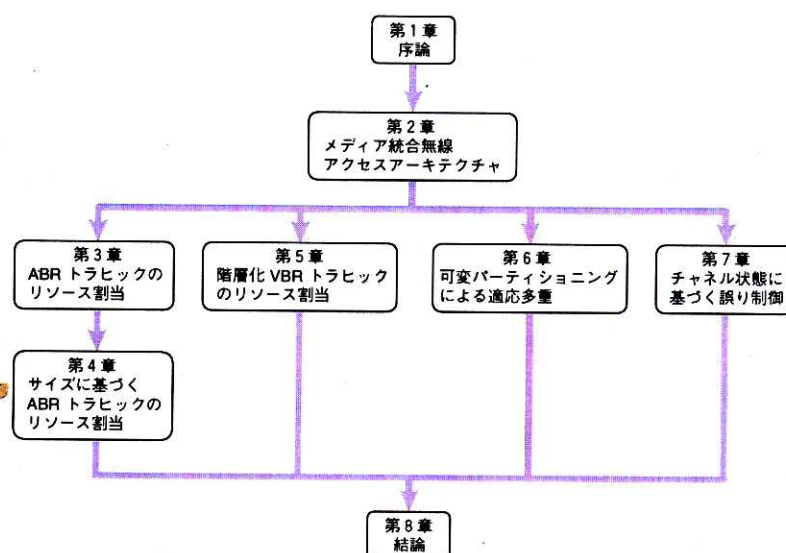


図 1.2 本論文の構成

## ■ ■ ■ 【参 考 文 献】 ■ ■ ■

- [1] 藤原 洋 監修, 最新 MPEG 教科書, アスキー出版局 (1994).
- [2] 標準 LAN 教科書 (下), 第 5 章, アスキー出版局 (1994).
- [3] D. E. Comer, *Internetworking with TCP/IP, Vol I*, Prentice-Hall (1995).
- [4] W. R. Stevens, *TCP/IP Illustrated, Volume 1*, Addison Wesley (1994).
- [5] H. Schulzrinne, S. Casner, R. Frederick, and V. Jacobson: "RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications", *RFC 1889* (Jan. 1996).
- [6] L. Delgrossi and L. Berger (Ed.): "Internet Stream Protocol Version 2 (ST2) --- Protocol Specification --- Version ST2+", *RFC 1819* (Aug. 1995).
- [7] L. Zhang, S. Deering, D. Estrin, S. Schenker, and D. Zappala: "RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol", *IEEE Network*, **7**, 5, pp. 8-18 (Sept. 1993).
- [8] L. Delgrossi, *Design of Reservation Protocols for Multimedia Communication*, Kluwer Academic Publishers (1996).
- [9] R. Bagrodia, W. W. Chu, L. Kleinrock, and G. Popek: "Vision, Issues, and Architecture for Nomadic Computing", *IEEE Personal Commun.*, **2**, 6, pp. 14-27 (Dec. 1995).
- [10] C. Perkins: "IP Mobility Support", Technical report, RFC 2002 (Oct. 1996).
- [11] A. Bakre and B. R. Badrinath: "I-TCP: Indirect TCP for Mobile Hosts", in *Proc. 15th Int'l Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS)* (May 1995).
- [12] T. Norp, et al.: "UMTS integrated with B-ISDN", *IEEE Commun. Mag.*, **32**, 11, pp. 60-65 (Nov. 1994).
- [13] H. Armbrüster: "The flexibility of ATM: supporting future multimedia and mobile communications", *IEEE Commun. Mag.*, **33**, 2, pp. 76-84 (Feb. 1995).
- [14] D. Raychaudhuri and N. D. Wilson: "ATM-Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Networks", *IEEE J. Select. Area Commun.*, **SAC-12**, 8, pp. 1401-1414 (Oct. 1994).
- [15] R. R. Gejji: "Mobile Multimedia Scenario using ATM and Microcellular Technologies", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **VT-43**, 3, pp. 699-703 (Aug. 1994).
- [16] A. K. Talukdar, B. R. Badrinath, and A. Acharya: "On Accommodating Mobile Hosts in an Integrated Services Packet Network", in *Proc. IEEE INFOCOM* (Apr. 1997).
- [17] B. Bruegge and B. Bennington: "Applications of Mobile Computing and Communication", *IEEE Personal Commun.*, **3**, 1, pp. 64-71 (Feb. 1996).

## 第 2 章



# メディア統合無線アクセスアーキテクチャ

本論文では、マルチメディア無線のための無線アクセスを指して、メディア統合型無線アクセスアーキテクチャと呼ぶ。本章ではまず、B-ISDN およびインターネットを例に、マルチメディア有線ネットワークについて説明する。続いて、既存の無線アクセス手法を紹介する。最後に、将来のマルチメディア無線アクセスに関して、求められる要求条件とそれに対する各種技術を総括し、本論文の方向性を示す。

## 2.1 はじめに

マルチメディア無線の実現に当たっては、無線区間の通信方式を如何に構築するかが鍵となる。ここでいう無線区間の通信方式とは、変復調・誤り制御・マルチプルアクセス・多重化等の諸方式全体を指し、最近では“無線アクセス”と称されることもある。本論文では、マルチメディア無線のための無線アクセスを指して、メディア統合（型）無線アクセスアーキテクチャと呼ぶことにする。

メディア統合型無線アクセスアーキテクチャの目的は、ユーザの有する（移動）端末とマルチメディア有線ネットワークとの間で、無線を介して複数の表現メディアの送受を可能とすることにある。将来のマルチメディア有線ネットワークの候補として、まず ATM 技術に基づく B-ISDN がある。さらに近年、インターネットにおけるマルチメディア通信への関心の高まりとともに、それを可能とする技術が次々と現れている。そこで本章ではまず、B-ISDN とインターネットを中心に、マルチメディア有線通信ネットワークに関する説明を行なう。

メディア統合型無線アクセスアーキテクチャの鍵のひとつは、マルチプルアクセス（Multiple Access：多元接続）技術である。電波という共有媒体を介して行なわれる無線通信や、バス型通信路構成をとるコンピュータ間通信においては、通信路資源を信号送信者同士でいかに共有するかが問題となる。そこで、マルチメディア有線通信ネットワークに続いては、マルチプルアクセス技術を中心にした無線アクセスアーキテクチャに関する説明を行なう。

メディア統合型無線アクセスアーキテクチャの構築に当たっては、まず対象とするメディアに関する知識がなければならない。マルチメディアの利点は、通信するメディアに制限がないところにある。しかしながら、マルチメディア通信を可能とするためには、メディアをその性質に基づいて、予め定められたカテゴリーに分類し、各カテゴリー毎に通信制御を行なう方法が有効である。通信制御方法を明確に記述する際には、OSI（Open System Interconnection）基本参照モデルに基づいた物理層・データリンク層などの各層ごとに制御方法を記述すると理解し易い。以上の考えに沿いながら、本章の最後として、メディア統合型無線アクセスアーキテクチャに対する考察を試みる。また、各国で進められているマルチメディア無線プロジェクトを紹介する。

## 2.2 メディア統合有線通信ネットワーク

既存の有線通信ネットワークには、大きく分けて音声通信のための電話ネットワークと、コンピュータ間通信のためのデータネットワークとが存在する。近年、これらのネットワークではマルチメディア化が進みつつあり、また互いに接近し融合する様相も見せてきている。その主人公が ATM 技術による B-ISDN であり、一方はインターネットである。本節ではこれらのマルチメディアネットワークに

関して概観し、メディア統合型無線アクセスを構築する上での基礎知識を得ることとする。

### 2.2.1 B-ISDN / ATM ネットワーク

#### ISDN

回線交換方式による伝統的なアナログ電話ネットワークと、アメリカ国防省の ARPA (Advanced Research Project Agency) に端を発するパケット交換方式 [1] によるコンピュータネットワークとを組み合わせたデジタルネットワークとして、ISDN (Integrated Services Digital Network: サービス総合デジタルネットワーク) が考案された。そのもっとも特徴的なことは、世界的に統一化されたユーザネットワークインタフェースの存在である。ISDN ユーザネットワークインタフェースは、ITU-T で世界的な統一標準が勧告化されている。この標準により、世界中どこでも、互換性の問題に悩まされることなく ISDN が利用可能である。また、インタフェースプロトコルの範囲内であれば、各種サービスの利用や通信機器の自由な増設・交換が可能であり、サービスとユーザの自由度とが飛躍的に向上している。

ISDN は、64kbps の B チャンネル 2 本と、16kbps の制御用 D チャンネル 1 本の 2B+D を基本サービスとしている。また複数チャンネルを同時に使用することにより、384kbps / 1.536kbps / 1.920kbps の各チャンネル速度を得ることも可能である。このようなサービスを提供できる ISDN ではあるが、数 kbps から数百 kbps にも及ぶ様々な速度のユーザ情報の通信を提供できるという ISDN の基本概念を達成しているとは言えない。また、ユーザから見れば、ひとつのユーザネットワークインタフェースを介して様々な情報をやり取りできるという意味で統合ネットワークとなっはいるが、実際の内部ネットワークは物理的に複数のネットワークで構成されており、真の意味での統合はされていない。なぜなら、そもそも現在の ISDN は、ISDN 概念を最終的に実現するまでの暫定的なネットワークだからである。ISDN の議論が開始された 1980 年代前半の時点では、帯域比が 1,000 を越える異速度情報を経済的に扱う技術がまだ存在していなかった。また、映像や高速コンピュータ間通信等の 10Mbps を越えるような高速通信の需要も明確ではなかった。このようなことを踏まえて、まず、電話を中心とする 64kbps 系のデジタル情報伝送サービスを提供することを目的に開発されたのが ISDN である。

近年、低速から高速まで様々な速度の情報の通信を可能とする、真の意味での ISDN が、ATM という情報転送技術と光ファイバによる光伝送技術とによって実現し、普及し始めようとしている。この新しい ISDN は、ISDN の高速広帯域の側面 (Broadband Aspects of ISDN) と呼ばれ、ITU-T で 1985 年から議論が始まった。これは、ISDN は高速広帯域までをカバーするネットワークであって、高速広帯域専用ネットワークではないということを意味する。この ISDN を普通 Broadband ISDN (B-ISDN) と呼んでいる。B-ISDN と対比させて、前者の 64kbps 系 ISDN を Narrowband ISDN (N-ISDN) と呼んでいる。

B-ISDN の実現を阻んでいたのは主に経済性的問題、すなわち伝送コストと多重化や交換などの伝達処理コストとであった。しかし、前者は光伝送技術によって解決された。高速信号を同軸ケーブルで伝送する場合、ケーブル構造が複雑となり、中継増幅器が必要となるなどの問題があった。光ファイバを採用することにより、同軸伝送方式に付随する諸問題が解決された。また後者の伝達処理コストは ATM 技術によって解決され、その結果 B-ISDN が登場するに至った。

## ATM

ATM (Asynchronous Transfer Mode : 非同期転送モード) [2-7] は B-ISDN を支える新しい情報転送技術である。以下では、ATM が生まれた背景や ATM の特徴などを簡単にまとめる。

### 新転送技術に対する要求

電気通信に対するユーザの要求が高度化・多様化している。それらをまとめると次のようになる。

- 通信の高速化 ユーザの要求する通信速度には、10kbps オーダのテレメトリから 100Mbps オーダの HDTV (High Definition Television)、更には 1Gbps オーダの高速情報検索までの広がりがある。
- 通信のマルチメディア化 電話だけ、パソコンだけ、ファクシミリだけというような単一メディア通信から、会議映像と音声の組合せといった複数メディア通信の増加は避けられない。
- 予測の困難化 通信のトラヒック特性が多様化している。同一情報源を符号化する場合に、品質を重視した符号化と符号化出力の低減を目指す符号化とではそのトラヒック特性は異なる。また、従来の出力速度一定の符号化に加えて、数多くの可変速度符号化も登場している。

### 情報転送技術

一般には情報転送方法は(時間)位置多重方式とラベル多重方式とに大別される。さらにラベル多重方式は、処理単位ブロックが固定長か可変長かによって分類できる(図 2.1 参照)。回線モードは時間位置多重方式、パケットモードは固定長ブロックのラベル多重方式に属する。以下では、回線モードとパケットモードとについて、その概念を図 2.2 に基づいて説明し、上述した要求条件を満足するかどうかを確認する。

### 既存転送技術 — 回線モード

回線モードは時間位置多重方式に属する。時間位置多重は STM (Synchronous Transfer Mode) と呼ばれており、図 2.2 に示すように固定数のビット列ごとにフレームを形成する。このフレームは周期的に繰り返される。各フレームはさらに複数のタイムスロットに分割され、各タイムスロットがチャネルとして割り当てられる。情報は、各フレーム中の定められた位置のタイムスロットで伝送される。各チャネルはすべて対等で同速度であり、また各チャネルに相当するタイムスロットは全て同じ周期を

有する。このような特徴を有する回線モードが、新しい転送技術として適しているか否かを確認する。

- **高速化の可能性** 呼設定などが実行される制御プレーンの処理によって一旦通話パスが設定されると、ユーザ情報を転送するユーザプレーンにおいては複雑な処理は要しない。残るは通話パスの高速化であるが、ビット列・スロット・フレームと全てが同期されているので、周期的に現れるフレーム内での位相だけに着目すれば良く、高速化は比較的容易である。
- **マルチメディア化** どのメディアであってもビット列として平等に取り扱われる。その意味で、回線モードにおいてメディアの統合的な扱いは達成されると見なせる。
- **通信速度からの独立性** 送る情報がない場合には割り当てられたタイムスロットは無駄になり、逆に送る情報が大量の場合でもタイムスロットを追加することはできない。このように回線モードは原理的に固定速度方式であるので、任意の通信速度に柔軟に対応できない。

#### 既存転送技術 — パケットモード

パケットモードはラベル多重方式に属する。ラベル多重方式とは、図 2.2 に示すように、情報を転送する単位（ブロック）に区切り、その前部にヘッダを付与する。ヘッダには送り主や宛先のアドレス情報などが書き込まれている。これがラベルに相当する。個々のブロック単位にラベルを付与し、ラベルに基づいて多重・分離・交換を行なう。通常、ラベル多重ではブロックのことをフレームと総称するが、パケットモードではパケットと呼び、後述する ATM ではセルと呼んでいる。

パケットモードでは、情報源が多くなると多重化効率を時間位置多重よりも高くすることができる。しかしながら、交換等の処理において、転送単位ごとにラベルをみてチャンネルを判定するため概して複雑となり、またそれゆえにこの処理をソフトウェアで行なうことが多く、高速処理が難しい。以下では、上述した要求条件をパケットモードが満たし得るかを明らかにする。

- **高速化の可能性** 交換処理をソフトウェア制御で行なうために高速化は困難である。さらに、既存のパケットモードでは、比較的品質の伝送路において、より高信頼でエラーフリーなデータ通信を目的とした強力な誤り制御機能を有する X.25 プロトコルを採用している。そのための誤り制御やフロー制御もソフトウェアで行なわれるために、高速化には限界がある。

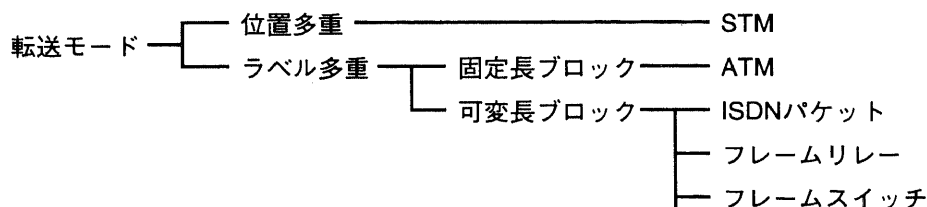


図 2.1 転送モードの分類

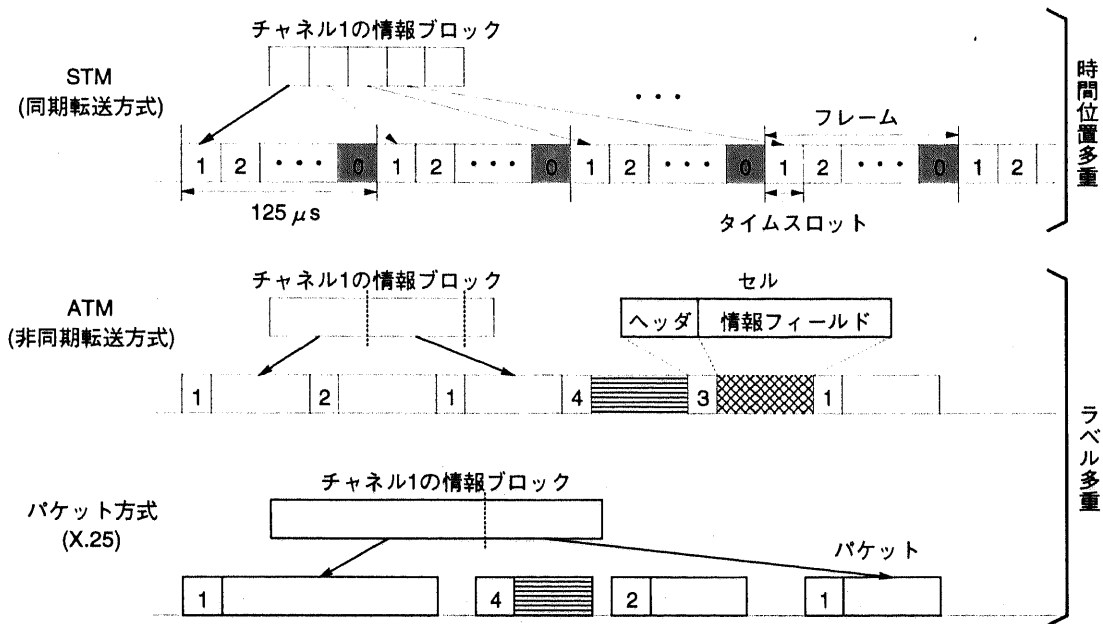


図 2.2 伝達処理方式の比較

- **マルチメディア化** パケット転送モードは、メディアの種別によらず全てのパケットで一元的である。従って品質条件を満たすならば、パケットモードはマルチメディアに適しているといえる。ところでパケット網は遅延に対する要求条件の緩いデータ通信に主に使用され、音声・映像通信などの遅延要求の厳しい通信には使用されてこなかった。それは、パケット網がパケット単位のバッファリングを基本とする網であるために、遅延品質条件を満足できなかったことによる。もしパケットモードでの高速化が達成されれば遅延の絶対値はそれに伴って小さくなり、要求される遅延品質を満たすことができる。しかしながら、前述のとおり、パケットモードの高速化には限界があり、実現が困難である。
- **通信速度からの独立性** パケットモードにおいては、ヘッダに格納された情報に基づいて多重・分離・交換処理が行なわれる。すなわち、パケットがどのようなタイミングで到着しても、直ちに多重・分離・交換処理を実行でき、可変速度を含む任意速度の通信に対応することが可能である。

新情報転送技術 — ATM

回線モード・パケットモードそれぞれが、新しい情報転送技術に課せられる要件を満たし得るかどうかを分析した。その結果、パケットモードでは3課題全てに対応することはできないが、高速化が実現されれば対応可能であることが明らかになった。



パケットモードの改善点は次の3つに要約できる。第1はプロトコルの簡略化、第2はパケットの自己ルーチング、そして第3が固定長ブロックの採用である。以下、各改善項目について簡単に説明する。

- **プロトコルの簡略化** 伝送路として低誤り率の光ファイバを採用することを前提に、誤り制御プロトコルを簡略化している。具体的には、誤り時のデータ再送制御機能をプロトコルから削除し、エンド-エンドの端末間の処理に委ねる。
- **自己ルーチング化** パケットモードではソフトウェア処理によって交換が行なわれていた。そこで、データパケットの交換をプロセッサの関与なしにハードウェアの動作だけで処理する「自己ルーチング」を採用する。
- **固定長セルの採用** 情報ブロックを固定長とした ATM では、この固定長ブロックを「セル (cell)」と呼ぶ。固定長セルにより交換処理を単純化する。ブロックが固定長のため、ヘッダ位置検出を周期的に行なうことができ、STM のように高速処理が可能である。

これらの特徴を有する ATM 方式は、図 2.2 に示すように、ビット列は同期しているが、あるユーザからのセルが転送される時間は非周期的である。これが ATM と呼ばれる由縁である。まとめれば、ATM とはパケットモードの長所を生かしつつその短所を STM の長所で補った方式であると言える。

## ATM ネットワーク

### セル構成

図 2.3 (a) に ATM セルの構造を示す。ATM セルは 5 オクテット (バイト) のヘッダと、48 オクテットのデータ (情報フィールドと呼ばれる) とから成り、合計 53 オクテットの長さである。ビット送出は 8 番から、またオクテット送出は 1 番からと規定されている。また、各オクテットにおいて最初に送出されるビットが MSB (Most Significant Bit)、最後に送出されるビットが LSB (Least Significant Bit) となる。

### ヘッダ構成

B-ISDN においては、ユーザとネットワークとの間のインタフェースである UNI (User Network Interface) と、ネットワークのノードと他のノードとの間のインタフェースである NNI (Network Node Interface) とが標準化されている。各インタフェースにおける ATM セルのヘッダ構成を図 2.3 の (b) と (c) に示す。両者の相違は UNI の先頭フィールドにある GFC が NNI にはなく、その代わりに VPI に割り当てられていることである。以下、各フィールドについて簡単に説明する。

- **一般的フロー制御 (GFC)** GFC (Generic Flow Control) は、ひとつの UNI に複数の端末が収容され、かつそれらが資源 (バッファ、ファイバなど) を共有する場合に、衝突を避け

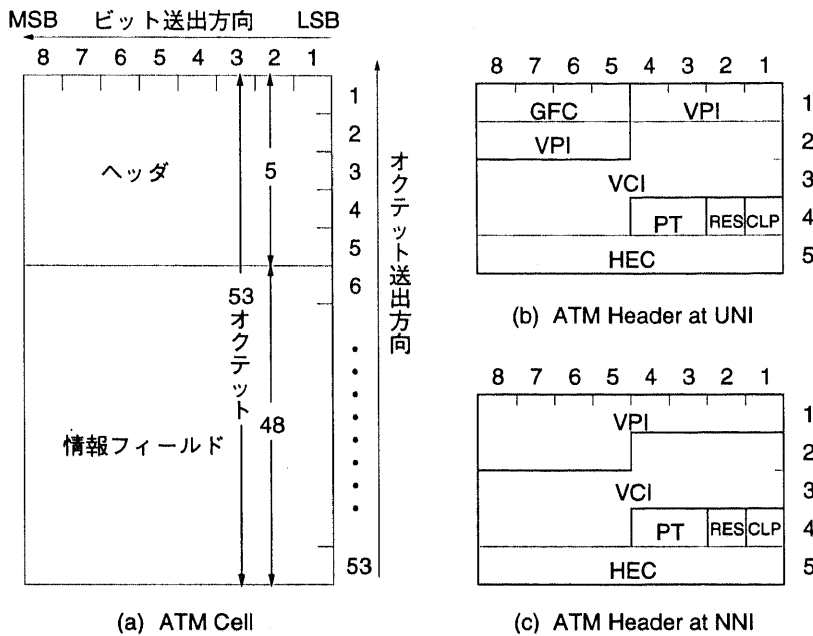


図 2.3 ATM セルの構成

るために使用される。

- ルーティングフィールド (VPI/VCI) ルーティングのためのラベルに相当する。UNI は 24 ビット、NNI は 28 ビット。その先頭部分、すなわち UNI の 8 ビット、NNI の 16 ビットは仮想パス識別子 (VPI: Virtual Path Identifier) として、残りの 16 ビットは仮想チャネル識別子 (VCI: Virtual Channel Identifier) として使用される。後ほど述べるように、ATM では仮想パスコネクションと仮想チャネルコネクションの階層構造をとっている。VPI/VCI はこの階層構造におけるコネクションを指定する。
- ペイロード種別 (PT) PT (Payload Type) は情報フィールドの内容の種別を表すものである。デフォルト値 "00" はユーザ情報であることを示す。ATM アダプテーションレイヤのプロトコルと連携して使用される。
- 予約 (RES) RES (Reserved) は将来の拡張フィールドである。
- セル損失優先表示 (CLP) CLP (Cell Loss Priority) は、ネットワークが輻輳状態にある時に、セルを優先的に廃棄するか否かをユーザが指定するフィールドである。CLP が 1 にセットされている場合、セルは優先的に廃棄される。
- ヘッダ誤り制御 (HEC) HEC (Header Error Control) は、ヘッダの誤り検出とセル同期のためのフィールドである。HEC を除くヘッダ全域の 4 オクテットに対して生成多項式  $x^8+x^2+x+1$

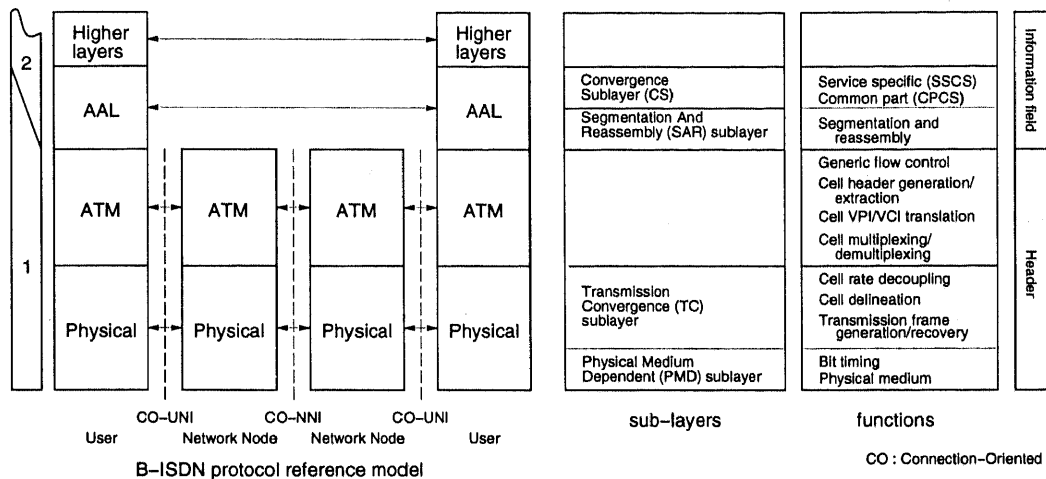


図 2.4 B-ISDN のプロトコル構成と機能

による単一ビットの誤り訂正と複数ビットの誤り検出能力を有する CRC (Cyclic Redundancy Check) 符号の 1 オクテットを収容する。ヘッダに訂正不能なエラーがあると、そのセルは廃棄される。

プロトコル構成

B-ISDN のプロトコルはユーザプレーン、制御プレーンおよび管理プレーンから構成される。ユーザプレーンはユーザ情報フロー制御等のサービスに依存する機能を実行し、制御プレーンはコネクション設定・監視・解放機能などを実行する。コネクション型通信におけるユーザプレーンの構成を図 2.4 に示す。ATM プロトコルとしては OSI 基本参照モデルのレイヤ 1 およびレイヤ 2 の一部までが低位レイヤとして標準化されており、図に示すように物理レイヤ、ATM レイヤおよび ATM アダプテーションレイヤにより構成される。

- **物理レイヤ** 物理レイヤは、回線の物理的・電気的インタフェースを分担するもので、物理媒体上でビット伝送機能を提供し、信号波形の生成・受信、ビットタイミング、電気/光変換などを行なう。物理レイヤはさらに、物理媒体に依存する機能のみを有する物理媒体サブレイヤ (PMD : Physical Medium Dependent sublayer) と、伝送フレームの生成・復元と伝送フレームの情報領域に ATM セル流をマッピングする伝送コンバージェンスサブレイヤ (TC : Transmission Convergence sublayer) とに分かれる。
- **ATM レイヤ** ATM レイヤは、セルヘッダに格納された情報に基づいたセルの多重・分離や、VCI / VPI に従った ATM コネクションの識別とルーチングを行なう。
- **ATM アダプテーションレイヤ** ATM アダプテーションレイヤ (AAL : ATM Adaptation

Layer) の基本機能は、上位レイヤに対して ATM を隠蔽することである。すなわち、サービス対応の上位レイヤと、メディアに依存しない ATM レイヤとの整合を取ることである。従って AAL はサービス依存型であり、ATM セルの情報フィールドを使用してエンド - エンド型プロトコルとして機能する。

AAL の具体的な機能としては、転送エラー処理、ユーザ情報をセルの情報フィールドのサイズに分割してセルを組み立てる処理、損失あるいは誤挿入されたセルの処理、フロー制御およびタイミング制御などがあり、これらを実現するためにセル分割・組立サブレイヤ (SAR : Segmentation And Reassembly sublayer) とコンバージェンスサブレイヤ (CS : Convergence Sublayer) の 2 つのサブレイヤから構成される。

ネットワーク構成

- 階層的伝達網 ATM の伝達機能 (情報内容を変えずに多重化/ルーチングを行なう機能) は、伝送媒体レイヤ、VP レイヤ、VC レイヤの 3 段階に階層化されている。図 2.5 に ATM の階層的伝達網の様子を示す。伝送媒体レイヤは物理層に対応し、情報伝達路として伝送セクションを提供する。一方、VP レイヤと VC レイヤは ATM レイヤに対応し、情報伝達路として VP

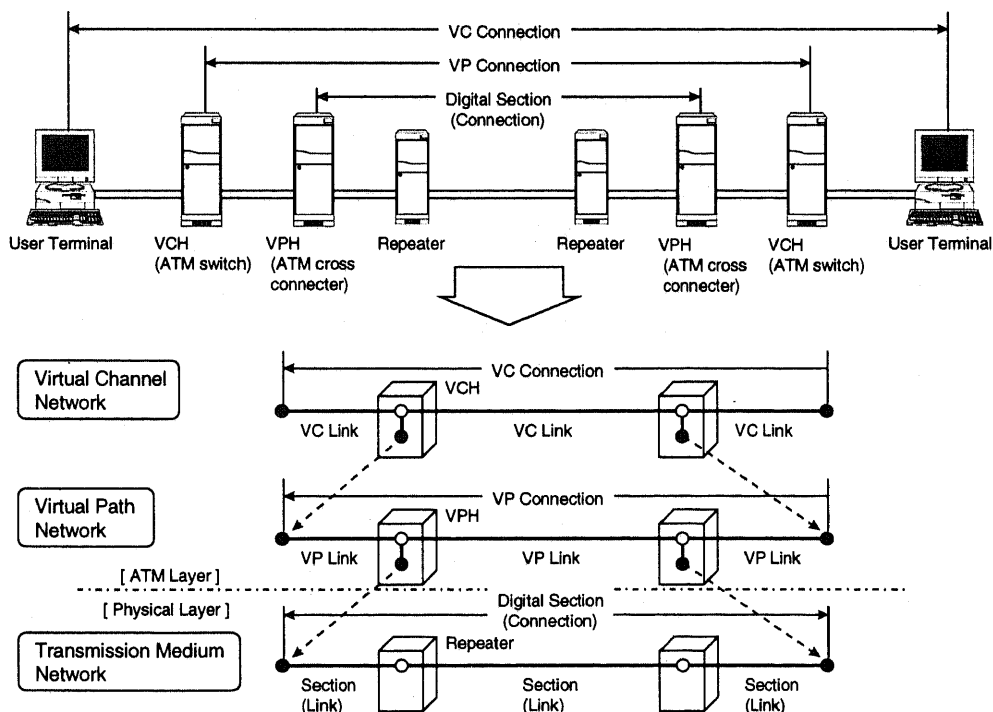


図 2.5 ATM 伝達網の階層構成

と VC を提供する。各階層は、終端点 (●)、中継点 (○)、リンク、コネクションの 4 つの構成要素から成る。終端点は階層間の接点に位置し、上位層とのサービス接続点となる。中継点はレイヤの内部に位置し、そのレイヤの情報伝達路をルーチングする機能を持つ。コネクションは終端点間に情報を伝達する機能をもつ。リンクは情報を透過的に伝達する機能をもつコネクションの構成単位である。

- **VC/VP** VC (Virtual Channel) と VP (Virtual Path) はともに論理的な情報伝達路を提供する。VP は VC の束を表す。つまり、同一方向には向かうが最終的には異なる交換機へ接続されるチャンネルの束である。これによりネットワーク内には、呼ごとの交換を行なう VCH (Virtual Channel Handler) 機能を実現する ATM 交換機のほかに、呼ごとの処理を必要としない VPH (Virtual Path Handler) 機能を実現するクロスコネクト装置が存在する。

#### リソース管理/トラヒック制御

ATM の特徴は、ラベル多重方式により、異速度情報をトラヒックの統計的性質を利用して効率的に多重化することにある。しかしながら、STM のように伝送路帯域が保証されているわけではないので、伝送路容量を越える場合がある。これは UNI のみならず、ネットワーク内部で輻輳の形で発生することもある。このときに許容容量を越えたセルは廃棄されるが、このセル損失を可能な限り少く抑え、かつ通信品質の低下を防ぐとともに、ネットワークリソースの効率的な使用を維持することが肝要である。そのために、次に説明するような種々の制御が行なわれる。

- **コネクション受付制御 (CAC: Connection Admission Control)** 通信要求時にその通信を許可するか否かを制御する機能である。ユーザは通信要求時に、その通信のトラヒック特性と要求する通信品質 (QoS: Quality of Service) とをネットワークに申告する。ネットワークはこの要求を満たすリソースを確保できれば要求を受け入れて接続処理を行ない、確保できなければ受け入れを拒否する。受け入れ拒否時、ユーザは要求 QoS を変更して再度受け入れを要求することもあり得る。申告するトラヒック特性として、平均速度・ピーク速度・バースト性・ピーク継続時間などが考えられている。また QoS としてセル損失・遅延時間・遅延ゆらぎなどがある。
- **使用量パラメータ制御 (UPC: Usage Parameter Control)** 別名ポリシング (Policing) と呼ばれ、CAC で受け入れられたパラメータに従ってユーザが通信しているかどうかを監視する。違反した場合は (i) 違反分のセルをその時点で廃棄する、または (ii) 違反を示すタグを付与して転送し、ネットワーク内の輻輳状況に応じては廃棄する。
- **優先制御 (Priority Control)** 輻輳時のセル損は ATM 交換機のバッファ不足に起因する。そこで次のようなバッファ制御を行なうことにより、セル毎にセル損率を変えて差別化する。ひとつはバッファ留保方式である。これはバッファに閾値を設定し、閾値を越えた場合は、到着したセル損非優先セルを廃棄する方式である。これに対し優先度に応じてバッファを分割す

る方法がある。セル損優先／非優先に応じて異なるバッファに格納し、輻輳時にはセル損優先バッファから優先的にセルを読み出す。

- **輻輳制御 (Congestion Control)** 輻輳時の輻輳回避制御と、事前に輻輳に至らないようにするための制御とをあわせて輻輳制御と呼ぶ。コネクション受付制御、使用量パラメータ制御、優先制御に加えて、輻輳ルートを迂回させるルーティング制御や、ユーザに輻輳を通知する制御が挙げられる。

## ATM インターネットワーキング

ATM は、世界各国の電気通信事業者が中心となって通信関係の国際標準を作成している ITU-T (International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector: 国際電気通信連合 - 電気通信標準化部門) における B-ISDN 実現技術として検討されたのがその始まりである。しかしながら、時代の変化とともに、キャリア (電気通信事業者) だけの考えのもとにネットワークを構築し、サービスを提供していくという従来の方針よりも、ユーザ自身が望むネットワークを構築する技術が求められるようになった。すなわち、従来は通信路 (ハードウェア) がまずはじめにありきで、ユーザ (サービス提供者) は提供された通信路をその制約の中でいかに使用するか (ソフトウェア) を思案していた。ハードウェアは、必ずしも、サービス提供者あるいはサービス受容者の立場で設計されているわけではない。そこで、サービス提供者・受容者の立場から ATM 技術を完成させていこうという、至極まっとうな方向に変化してきた。その現れが ATM Forum の設立である。

ATM Forum は 1991 年 10 月、Adaptive 社、Cisco Systems 社、Northern Telecom 社、U. S. Sprint 社の 4 企業を発起団体として設立された。その趣旨は “To Accelerate the Deployment of The ATM Products and Services Through the Rapid Convergence of Interoperability Specifications and Promotion of Industry Cooperation” (相互運用性のための仕様の迅速な完成および産業界の協力促進を通じて ATM 製品とサービスの展開を加速すること) である。ATM Forum は、キャリア中心の ITU-T と比較すれば、ベンダ (開発業者) 中心の団体である。現在では、ATM Forum 設立により、LAN、WAN、プライベートネットワークでの使用を目指した仕様作成が活発に行なわれる環境にある。

ATM 上でコンピュータネットワークを構築する際には、特に次の問題を克服しなければならない。

- **ブロードキャスト／マルチキャスト**  
LAN では共有伝送媒体の特質を生かしたブロードキャスト／マルチキャストが多用される。このようなコネクションレス型データグラム通信をコネクション型の ATM ネットワーク上で実現しなければならない。
- **アドレス解決**  
TCP/IP LAN では、通信先 IP アドレスをブロードキャスト機能を用いて全端末に報知するこ

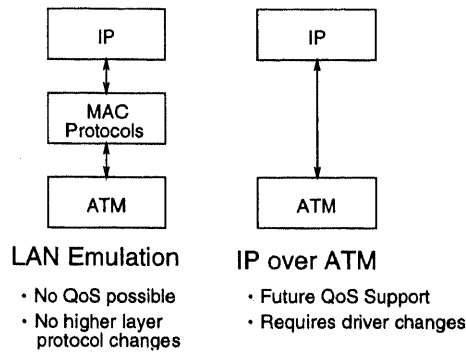


図 2.6 ATM インターネットワーキングの 2 方式

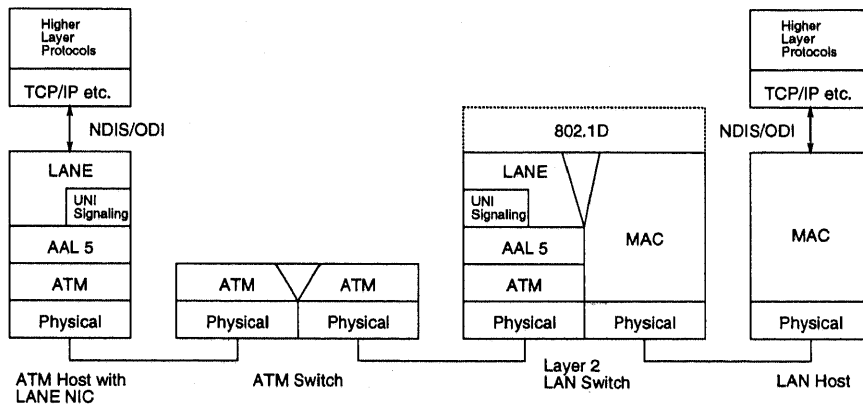


図 2.7 LAN エミュレーションプロトコルアーキテクチャ

とで、通信先端末から物理アドレス (MAC アドレス) を獲得するアドレス解決手順 (ARP : Address Resolution Protocol) が重要である。

ATM 上で LAN を実現するためのプロトコルとして主に 2 つの異なる方式がある。ひとつは ATM Forum の「LAN エミュレーション」であり、そしてもうひとつが IETF (Internet Engineering Task Force) の「IP over ATM (RFC 1577)」である。LAN エミュレーションは MAC フレーム転送を実現し、IP over ATM は IP データグラムを直接 ATM 上で転送する (図 2.6)。以下、ATM 上で実現されるコンピュータネットワークとしてこれらの 2 方式を概観することで、ATM のマルチメディアの側面を垣間見たい。

### LAN エミュレーション

LAN エミュレーション (LAN Emulation : LANE) [8-10] は従来の LAN (Ethernet およびトークンリング) の MAC フレーム転送を ATM 上で実現する技術である。この技術により構成される LAN

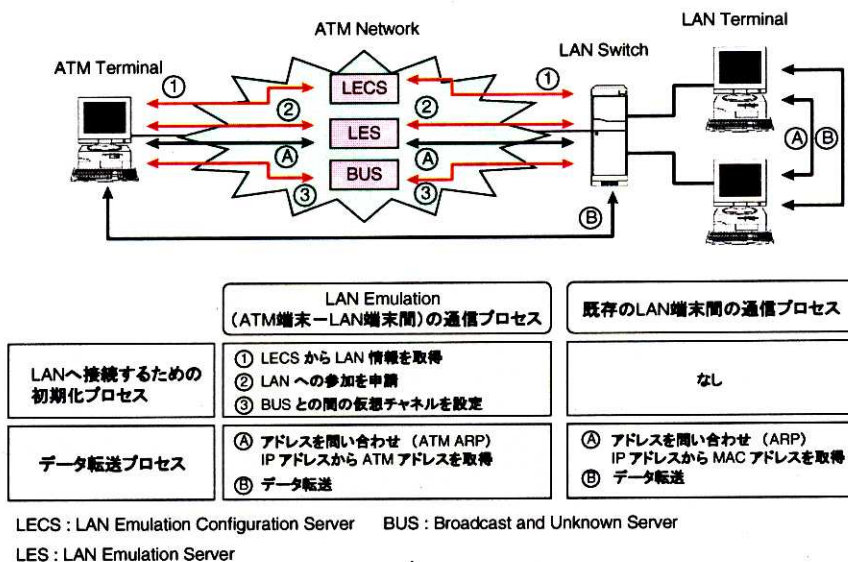


図 2.8 LAN エミュレーション

を Emulated LAN (ELAN) と呼ぶ。そのプロトコル構成を図 2.7 に、また LAN エミュレーションによる通信の様子を図 2.8 に示す。問題のブロードキャストは BUS (Broadcast and Unknown Server) が担う。BUS はブロードキャスト情報を受け取ると、サブネット内の全端末にこのブロードキャストフレームを転送する。これにより、既存 LAN と同様にブロードキャスト機能を用いた ARP が可能となる。本方式では相手の MAC アドレスから ATM アドレスを知る必要がある。これは、MAC アドレスと ATM アドレスの対応表を保持している LES (LAN Emulation Server) により実現する。本方式は後述の IP over ATM と異なり、既存の LAN で使用されている任意のネットワークプロトコルをそのまま使用でき、そのプロトコル上で使えるアプリケーションが広範囲であるのが利点である。

### IP over ATM

ATM 上で TCP/IP だけを実現するのなら、IP over ATM [8,9,11-13] 方式の方が簡単である。この方式は MAC アドレスを介さず IP アドレスを ATM アドレスに直接変換してアドレス解決処理を行なう。図 2.9 はプロトコルスタックである。アドレス解決のために、LIS (Logical IP Subnet) ごとに ATM ARP 用の ARP サーバを配置する。ARP サーバは LIS 内の IP アドレスと ATM アドレスの対応表を保持する。クライアントは相手の IP アドレスを ARP サーバに伝え、対応する ATM アドレスを取得する。この方式を Classical IP over ATM と呼ぶ。この方式は簡便ではあるが、異なる LIS 間の通信では、直接 ATM スイッチで接続されているにも関わらず、必ずルータを経由した通信を行なわねばならないという制約がある。そのため、ルータが通信上のボトルネックになる可能性がある。



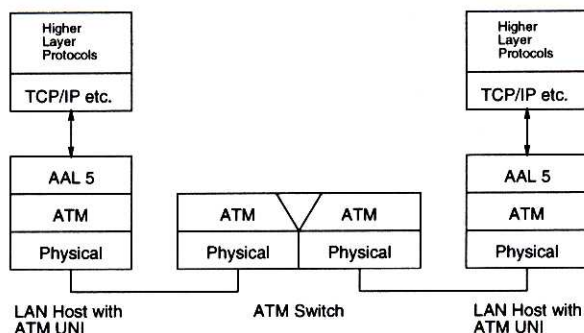


図 2.9 IP over ATM プロトコルアーキテクチャ

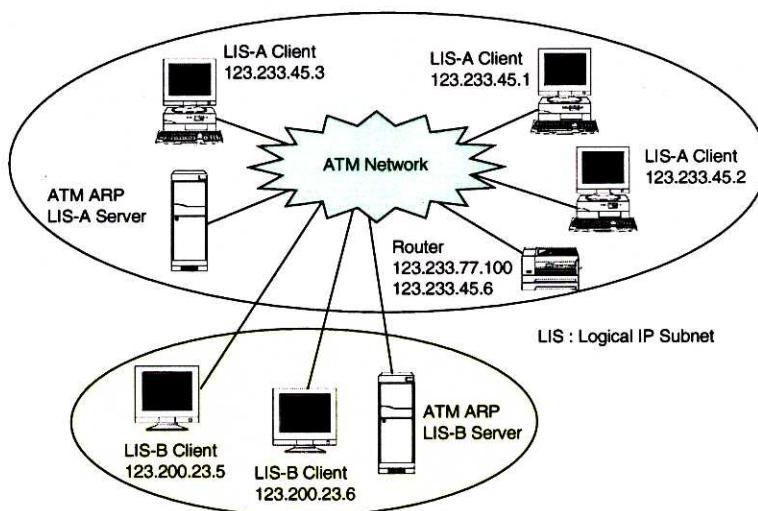


図 2.10 IP over ATM のネットワーク構成

この問題を解決するために NHRP (Next Hop Resolution Protocol) などの新たな方式も考案されている。

これらの方式に共通する問題点は、ATM セル損に起因するスループットの低下である。IP データグラムは最大で約 1,500 バイトであるが、これはペイロード 48 バイトの ATM セル約 30 個に相当する。このうち 1 セルでも廃棄されれば IP データグラムが再構成されず、結果的に TCP セグメントが破壊されるので、TCP がセグメントの再送を要求してしまう。これがトラフィックの増加を加速し、さらにセル損失を誘うという悪循環が起り得る。ATM の高速転送能力を最大限に発揮できないところが問題である。

2 方式の差異について述べる。LANE は任意のネットワーク層プロトコルを使用できる反面、ネッ

トワーク層プロトコルから ATM を意図的に隠蔽するために ATM の特長である QoS 制御機能を利用できない。また、起動時に ATM 上の LES と ATM 機器との間で細かな制御情報のやり取りが必要であり、初期化時間が長いことがネックである。一方の IP over ATM は IP にしか利用できないが QoS 制御機能を利用できる利点がある (図 2.6)。後述するように、IETF が Integrated Services Internet の構想のもと、ネットワークリソース予約のための RSVP (Resource Reservation Protocol) やリアルタイムデータ転送のための RTP (Real-Time Transport Protocol) などを開発中である。これらのプロトコルを効果的に実装するには、ATM の QoS 制御機能を利用できる IP over ATM が適している。IP over ATM の欠点は、LANE に比べて導入コストが高いことである。

### 2.2.2 TCP / IP インターネットワーク

メディア統合有線通信ネットワークに位置付けられるネットワークとして、B-ISDN/ATM ネットワークに続き、インターネットについて説明する。また、インターネットを支える TCP/IP プロトコルの基本仕様の説明も行なう。インターネット上では、従来からあるデータ交換、テキスト交換というアプリケーションに加え、リアルタイム音声/映像通信、リアルタイム音声/映像配信といったアプリケーションが増えてきており、マルチメディア化が急速に進みつつある。それゆえ、メディア統合型有線通信ネットワークとしてインターネットは欠くことのできない存在である。後半では、リアルタイム通信のための新たなプロトコルも紹介する。

#### インターネット

インターネットとは本来、「ネットワークのネットワーク」を意味する言葉である。したがってネットワークに接続されている計算機全てがインターネットの一部である、というのがもっとも広い、いわば広義のインターネットと定義できる。あるいは少し範囲を狭めて、インターネット・プロトコル (後述) に基づいたネットワークであると定義することもできる。この場合、直接接続されていなくても同じインターネット・プロトコルを使用していればインターネットということになる。このように、インターネットを定義することは難しく、それゆえ明確な定義が存在しないのが実情であるが、我々技術者の立場からは、次の定義が分かり易いし、またある程度明確でもある。すなわち、インターネット・プロトコルで“常時”接続されている範囲をインターネットと定義するものである [14]。いわば狭義のインターネットである。インターネットを英語で表記する際には、これらの定義によって表記方法を使い分けている。常時接続されていてインターネット・プロトコルが使用されている、最も狭義のインターネットは大文字で始まる “Internet” を使用し、それより広義のインターネットには小文字で始まる “internet” を使用する。

今や、インターネットに接続されている計算機は延べ 1,000 万台以上といわれる。これほどまでにネットワークが拡大した理由は何であろうか。その理由のひとつに「分散性」がある。分散性を実現

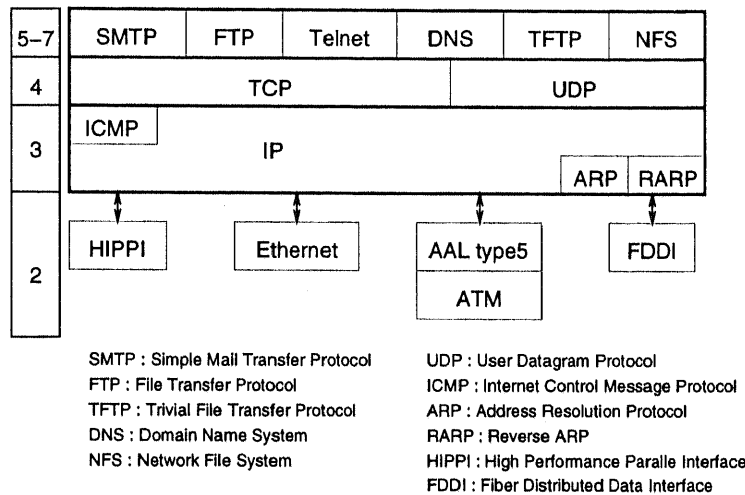


図 2.11 TCP/IP プロトコルアーキテクチャ

するためにインターネットではいくつかの特長を有している。まず「相互運用性 (interoperability)」である。これは、相互通信に関して必要最小限の約束事を共有することで、全ての相手とは無理でも大方の相手とは正しく通信できる状態を意味する。つづいては「冗長性 (redundancy)」である。通信途中の経路が使用不能になっても、他の経路を迂回することで通信を確保するような動的ルーティングを行なう。こうすることで結果的に「到達性 (reachability)」を確保している。また、もともと信頼性の低い伝送路を想定し、エンド - エンドで信頼性を高める通信プロトコルを採用していることから、ネットワーク敷設コストが低いことも特長のひとつである。これらの特長が、結果的に、超大規模の分散コンピュータネットワークである「インターネット」を拡大させるに至ったと考えられる。

## TCP / IP

TCP/IP とは文字通り 2 つの通信プロトコル—TCP (Transmission Control Protocol) と IP (Internet Protocol) —の意味である。これらは、1970 年代後期から 1980 年代初期にかけて米国において開発された通信プロトコルである [15,16]。以下、その概要を説明する。

### プロトコルアーキテクチャ

TCP/IP とそれに付随するアプリケーションプロトコルおよび物理インタフェースを図 2.11 に示す。OSI 基本参照モデルに基づけば、TCP は第 4 層のトランスポート層に相当し、IP は第 3 層のネットワーク層に相当する。物理層に対するインタフェースである第 2 層のデータリンク層には、最も広く使われている Ethernet の他に、高速計算機間の接続インタフェースである HIPPI、100Mbps のリング型光 LAN のための FDDI、そして IP over ATM として ATM などが考えられる。

TCP/IP には、その特性を生かしたアプリケーションプロトコルが幾つも存在する。計算機間で電

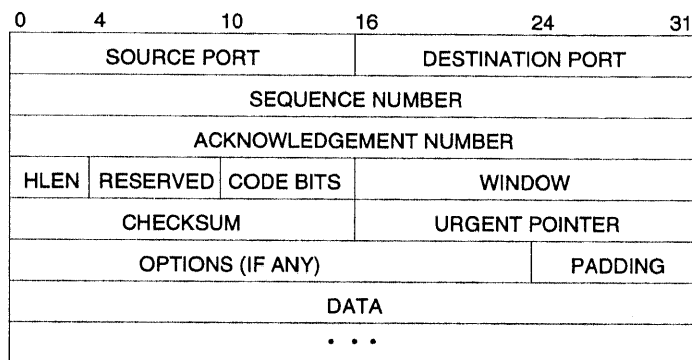


図 2.12 TCP セグメントのヘッダ構成

子メールの送受を行なう SMTP、ファイル転送を実現する FTP、遠隔地の計算機を直接利用するために計算機上に仮想端末を実現する Telnet、ホスト名からインターネットアドレスを求める DNS、ネットワーク上に分散したファイルシステムを共有するための NFS などである。トランスポート層プロトコルとして TCP と対の形で UDP (User Datagram Protocol) がある。これはコネクションレス型プロトコルであり、TCP とは異なり、相手側の受信確認をとらないところに特徴がある。

### TCP (Transmission Control Protocol)

TCP は低信頼の伝送路を想定して考え出された、高信頼伝送を提供するコネクション型通信制御プロトコルである。エンド-エンドの TCP 間でやり取りされるデータブロック単位をセグメント (segment) と呼ぶ。IP に渡されるセグメントは TCP ヘッダとアプリケーション層からのデータとから成る。TCP は信頼性を確保するために次のような機能を備えている。

- エラー検出と訂正
- フロー制御
- 再順序付け
- 重複セグメントの削除

これらを実現するために具体的には次の機構を有する。

- セグメントの順序を識別するためにシーケンス番号を使用する
  - 受信したセグメントに対する肯定応答 (Ack: Acknowledgement) を送信する
  - 制限時間内に Ack が確認されなかったセグメントを再送する
- ヘッダ構成 図 2.12 に TCP セグメントのヘッダの構成を示す。シーケンス番号 (Sequence Number) によりひとつひとつのセグメントを区別する。具体的には、転送中のデータストリー

ムの先頭から数えた場合の、当該セグメントの先頭位置のオクテットが記録される。続く確認応答番号 (Acknowledgement Number) は、確認応答番号 -1 までの全てのオクテットを正しく受信したことを知らせる。このように TCP の Ack は piggyback 式、すなわちデータと Ack を同時に同一セグメントで送信することが可能である。HLEN はデータ部分の先頭を示すためのオフセット値である。これは、オプション (とパディング) の使用/未使用に対処するために設けられている。オプション未使用時は、データがセグメント先頭から 20 オクテットの位置から始まることを指示する。すなわち、通常の TCP ヘッダ長は 20 バイトである。なお、使用されるオプションはただひとつ、送信するセグメントの最大長 (ヘッダを含む) である最大セグメント長 (MSS: Maximum Segment Size) を着信先の TCP 層に通知するときを使用される。Code Bit はセグメントの種別を通知するために使用される。例えば “ACK” が指示されていれば、前述の Ack Number フィールドの値が有効になる。

- 再送 一定時間待っても Ack が受信されないセグメントを再送する。すなわち、セグメントを送信する度に再送タイマーをセットし、Ack 受信前にタイムアウトとなった場合に再送する。セグメント送信から Ack 受信までに要するラウンドトリップ時間 (RTT: Round Trip Time) はエンド-エンド間のルータ数やネットワークの輻輳状態に応じて時々刻々変化する。そこで TCP では Ack を受信する度に RTT を測定し、RTT の時間平均値とタイムアウト時間とを逐次更新する手法を取る。その一例を示す。測定した RTT を  $RTT_{\text{sample}}$ 、ひとつ前の RTT 推定値を  $RTT_{k-1}$  とし、新たな推定値  $RTT_k$  およびタイムアウト時間  $TO$  を次式で計算する。

$$RTT_k = (\alpha * RTT_{k-1}) + \{(1 - \alpha) * RTT_{\text{sample}}\} \quad (0 \leq \alpha < 1) \quad (2.1)$$

$$TO = \beta * RTT_k \quad (\beta > 1) \quad (2.2)$$

- フロー制御 TCP のフロー制御の基本はウィンドウ制御である。ウィンドウ制御におけるウィンドウの大きさは次の 2 つの最小値で決定される。
  - 受信ウィンドウ  
受信側が受け入れることのできるセグメント数。受信側の受信バッファ溢れによるパケット損とそれに伴う再送とを回避する目的がある。
  - 輻輳ウィンドウ  
ネットワークの輻輳に応じて変化する。
- 輻輳制御 輻輳ウィンドウの制御により実現する。ポイントは、輻輳の判断と判断後のウィンドウ制御である。現在使用されている TCP ではパケットロスにより輻輳と判断する。具体的には、同一セグメントの Ack が連続して受信された場合に輻輳と判断する。これは、パケットエラーがネットワークの輻輳によってのみ起こるという前提からである。輻輳と判断した後は、スロースタート (Slow-Start) アルゴリズムと輻輳回避 (Congestion Avoidance) アルゴ

リズムとを組み合わせた制御法に基づくパケット送信を行なう。

- スロースタートアルゴリズム

単位時間当たりの送信パケット数を徐々に増加させることで予めネットワーク上の輻輳を回避する目的がある。同時に、ネットワーク資源を最大限利用できるような最適ウィンドウに最終的に調節する目的もある。アルゴリズムを簡単に示す。

- 送信開始時、または再送開始時に輻輳ウィンドウを 1 にセットする
- Ack を 1 つ受信する度に輻輳ウィンドウの大きさを 1 増す

- 輻輳回避アルゴリズム

輻輳時は負荷が指数関数的に増加する。そのため輻輳後には、負荷の増加速度を上回る速さで負荷を減少させる必要がある。これを以下のアルゴリズムによって実行する。

- 輻輳認識後、輻輳ウィンドウを半分にする
- 輻輳状態でないとき、輻輳ウィンドウを RTT 毎に 1 増す

両アルゴリズムを次のように組合せて使用する。すなわち、コネクション開始時、または輻輳認識後はスロースタートアルゴリズムによる制御を行ない、輻輳ウィンドウが閾値に達したら輻輳回避アルゴリズムに切替える。

## IP (Internet Protocol)

IP の特徴は、低信頼 (unreliable)・コネクションレス (connectionless) パケット送信を行なうところにある。具体的にはまず、パケットの紛失、重複受信、遅延、順不同などを関知しない、という意味で低信頼である。次に、送受信間に特定の経路設定を行なわないという意味でコネクションレスである。そのため 2 点間を往来するパケット群は必ずしも同一経路を通る訳ではない。その結果、受信パケット列の順位逆転が起きるが、障害経路を避けることができるという利点も併せ持つ。

IP は、IP アドレスに基づくアドレス機能、パケットの分割・再構成機能、サービス品質 (優先度、遅延、スループット等) 制御機能などを有する。以下では、本論文で後ほど関連してくる機構についてのみ、簡単に説明する。

- ヘッダ構成 IP の基本転送単位をデータグラム (datagram) と呼ぶ。上位層 (TCP) から受け取ったセグメントに対して IP version 4 では最低 20 バイトのヘッダを付与してデータグラムを構成する。そのヘッダ構成を図 2.13 に示す。

VERS は IP のバージョンを示すフィールドである。続く HLEN でヘッダ長を示す。TOTAL LENGTH は、ヘッダ部とデータ部とを合計したデータグラム全体の長さをオクテット単位で示す。16 ビット長なので最大  $2^{16} = 65,535$  オクテットの IP データグラムまで表現可能である。

SERVICE TYPE フィールドはさらに 5 つのサブフィールドに分割されている (図 2.14)。PRECEDENCE フィールドにより優先度を設定する。D、T、および R ビットはデータグラ

0	4	8	16	19	24	31
VERS		HLEN	SERVICE TYPE		TOTAL LENGTH	
IDENTIFICATION			FLAGS	FRAGMENT OFFSET		
TIME TO LIVE		PROTOCOL	HEADER CHECKSUM			
SOURCE IP ADDRESS						
DESTINATION IP ADDRESS						
OPTIONS (IF ANY)					PADDING	
DATA						
...						

図 2.13 IP データグラムのヘッダ構成

0	1	2	3	4	5	6	7
PRECEDENCE		D	T	R	UNUSED		

図 2.14 SERVICE TYPE フィールド

ムの伝送タイプを要求する。D ビットは低遅延を、T ビットは高スループットを、そして R ビットは高信頼性を要求する。これらはあくまでも要請であって、必ずしも保証されるものではない。それよりも、ルータにおけるルート決定の際の参考情報になり得る、という類のものである。

TIME TO LIVE はネットワーク内でのデータグラムの生存可能時間を指定する。データグラムを通過させるルータやホストは、通過させる時に TIME TO LIVE フィールドの値を減じる。フィールドが“0”のデータグラムはルータで消去され、エラーメッセージがソースへ返される。

- 分割・再構成 IP データグラムは OSI 第 2 層のデータリンク層に受け渡され、ネットワークに送出される。したがってネットワーク上でやりとりされる基本単位はデータリンク層に依存する。この単位を一般にフレームと呼ぶ。フレームはヘッダ部とデータ部とから成る。ひとつのデータグラムをそのままフレームのデータ部とし、ヘッダ部を付与してひとつのフレームを構成することをカプセル化 (encapsulation) という。全てのデータグラムを常にカプセル化できれば都合が良いが、カプセル化できない場合もある。その時に必要となるのがデータグラムの分割 (fragmentation) と再構成 (reassembly) である。

分割・再構成はデータリンク層の最大転送単位 (MTU: Maximum Transfer Unit) の大きさに依存する。例えばイーサネットは 1,500 バイト、IEEE 802.3 は 1,492 バイト、FDDI は 4,470 バイト、X.25 は 128 バイトである。データグラムとフレームヘッダを合計した長さが

データリンク層の MTU を越える場合に、IP はデータグラムを予め分割してデータリンク層に渡す。具体的には分割したデータグラムの各々に IP ヘッダを付与してデータリンク層に渡す。この単位をフラグメント (fragment) と呼ぶ。着信側の IP は受信したフラグメントから元の IP データグラムを再構成する。IP ヘッダの IDENTIFICATION, FLAGS, FRAGMENT OFFSET は分割・再構成のためのフィールドである。IDENTIFICATION は特定の IP データグラムを示すフィールドで、同一のデータグラムに属するフラグメントでは同一の値になる。FRAGMENT OFFSET は、同一のデータグラムに属する複数のフラグメントの中での順番を示すフィールドである。

## マルチメディアプロトコル

従来は、TCP/IP 上で動作する SMTP (Simple Mail Transfer Protocol) による電子メール交換、FTP (File Transfer Protocol) によるファイル転送、TELNET/Rlogin による遠隔計算機との通信などの、遅延に対する制限のないデータ通信が主流であった。ところが近年、ネットワークの高速化と計算機の処理能力の向上とに伴い、インターネット上において遅延や損失に対して制約のあるリアルタイム音声通信や画像通信を実現するためのプロトコルやアプリケーションが脚光を集めている。例えば Real-Time Protocol (RTP) [17]、Internet Stream Protocol (ST2+) [18]、Resource ReSerVation Protocol (RSVP) [19] などのプロトコルや UDP (User Datagram Protocol) /IP 上の放送型アプリケーション MBONE (Multicast BackBONE) [20] などが挙げられる。例として RSVP について簡単に説明する。

### RSVP

RSVP の特徴を列記すると次のようになる。

- 受信側主導型のプロトコル  
データを受信するための資源予約を受信側が行なう。
- 2つの基本メッセージ—予約メッセージとパスメッセージ—を使用  
送信側が受信側に向けてまずパスメッセージを送る。パスメッセージにはデータのフォーマットやトラヒック特性の情報が入っている。受信側はパスメッセージが経由した経路と同じ経路で送信側へ予約メッセージを送る。予約メッセージはフロー指定とフィルタ指定を含んでいる。フロー指定は QoS を指定し、フィルタ指定は予約資源を利用するパケットを指定するものである。
- ルーティングプロトコルを持たない  
ルーティングが行えるインターネットプロトコル (IPv4 や IPv6) に任せる。ルータはルーティング表に基づいてパスメッセージと予約メッセージを伝送する。
- 予約する資源を融合させて資源の有効利用を図る



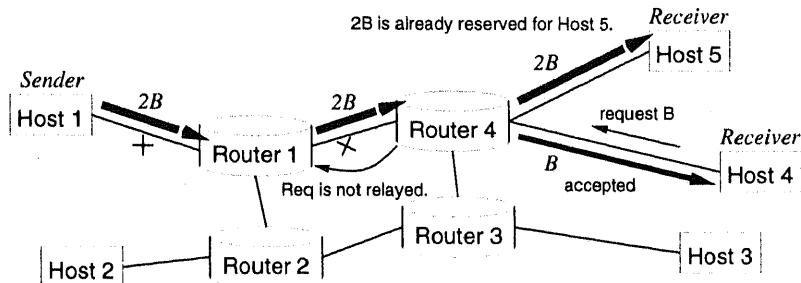


図 2.15 資源の共用

ホスト 5 がホスト 1 からの経路 (H1 → R1 → R4 → H5) 上に既に帯域幅 2B を予約し、ビデオデータ転送中であるとする。同一内容ではあるが低解像度のビデオデータを受信するために、ホスト 4 は希望帯域幅 B の予約メッセージをルータ 4 を送る。ルータ 4 はホスト 4 に対して予約完了を知らせるが、新たな帯域予約メッセージをルータ 1 には送信しない。

図 2.15 にその例を示す。なるべく受信側に近い部分でマルチキャストを実行することにより、資源の有効利用をはかる。

- ルータとホストは soft state 方式を用いて予約状態を管理する  
予約状態は、あるメッセージ更新時間 (refresh timeout) 間隔で流れる予約メッセージとパスメッセージによって常に更新される。予め定められた時間 (cleanup timeout) が経っても更新メッセージが届かないと、その予約状態は白紙に戻される。cleanup timeout は refresh timeout の 10 倍以上なので、すぐに予約状態が取り消されることはない。データ伝送終了時は、送信側あるいは受信側のホストからの teardown メッセージによって予約状態を取り消す。
- ユニキャストとマルチキャストアプリケーションの資源予約をサポートする

RSVP は、リアルタイムアプリケーションのために次のサービスを提供する。

- guaranteed service  
遅延時間に対する制限が厳しい。全パケットの遅延時間をある一定値以下に完全に抑えなければいけない。
- Predictive service  
遅延時間に対する制限は guaranteed service ほどではない。パケットの遅延時間が最大許容遅延時間を越える確率はある一定値以下である。

## 2.3 無線アクセスアーキテクチャ

本論文でいう無線アクセスアーキテクチャとは、無線で情報を送受するための仕組み全体を指す。アーキテクチャの構成要素として、変復調方式・誤り制御方式・マルチプルアクセス方式・多重化方式等がある。これらを、OSI 基本参照モデルに従って記すと次のようになる。

- 物理層
  - － 周波数選択（電波／赤外線）
  - － 伝搬特性（減衰・フェージング、屋内／屋外）
  - － アンテナ
  - － 交換方式（回線／パケット）
  - － 伝送方式（直列／並列）
  - － 変調方式
  - － 等化方式
- データリンク制御（DLC：Data Link Control）層
  - － パケット構成
  - － 誤り制御
- メディアアクセス制御（MAC：Medium Access Control）層
  - － MAC プロトコル（各種チャネル割当—固定／ランダム／集中制御デマンドアサイン／分散制御デマンドアサイン／適応／混合）
- ネットワーク層
  - － モビリティ管理（Mobile IP）
- トランスポート層
  - － wireless TCP

これらの中から、本節では、第3章以降の内容に特に関係の深い技術を中心に説明する。

### 2.3.1 データリンク制御層

データリンク制御（DLC：Data Link Control）層の目的は、物理層で受信した誤りを含むビット系列を、上位層に誤りなく受け渡すことにある [7]。この処理を誤り制御という。誤り制御の基本は、誤り訂正、誤り検出、そして誤り検出時の再送である。これらの説明をする。

## FEC (Forward Error Correction)

情報に冗長性を持たせて送信し、受信時にはその冗長性から誤りを検出すると同時に訂正する方式である [21]。訂正しきれずに誤りが残留した場合でも再送処理は行なわれず、誤りを含む受信データはそのままユーザへ転送されるので、一般に強力な誤り訂正符号が用いられる。そのため、符号化によるオーバーヘッドが大きい。

## ARQ (Automatic Repeat reQuest)

情報送信時に誤り検出用のチェックビットを付加し、受信側で誤りの有無を判定する。誤りが検出された場合には、その部分の再送を要求する方式である [22]。再送手順の違いから、Stop-and-Wait (SW)、Go-back- $N$  (GBN)、Selective-Repeat (SR) の各方式がある。この順にスループットは高くなるが、逆に再送手順は複雑になる。

## Hybrid ARQ

誤り訂正 (FEC) と ARQ とを併用した誤り訂正方式であり、Type-I と Type-II とがある。

Type-I では、送信側は誤り訂正符号をかけたデータブロックを送信する、受信側ではまず誤り訂正を試み、訂正しきれなかったら再送を要求する。本方式は誤り検出・訂正符号を使用するので、誤り検出符号に比べて冗長ビットが多い。そのため BER の低い環境では単純 ARQ よりもスループットは低いですが、BER の高い環境では誤り訂正効果が現れて単純 ARQ よりもスループットは高くなる。

Type-II では、最初の送信には単純 ARQ と同じく誤り検出符号のみを使用する。受信側では、誤りを検出するとそのデータブロックを保持するとともに情報の再送を要求する。この情報は元のデータブロックとは異なり、元の情報に誤り訂正符号をかけて生成したパリティチェックビットのブロックである。このパリティチェックビットと、保持しておいた誤りを含むデータブロックとから、誤り訂正を試みる。訂正に失敗したら、再び元のデータブロックか、または別のパリティチェックビットの再送を要求する。本方式は、BER の低い環境では単純 ARQ と同様に高いスループットを維持するとともに、BER の高い環境でも高スループットを達成する。

### 2.3.2 メディアアクセス制御層

あるノードでの受信信号が他の 2 つ以上のノードからの送信信号にも影響を受けるような伝達メディアはマルチアクセスメディア (multiaccess media) と呼ばれ、衛星通信、無線通信、および LAN の基本になっている。マルチアクセスメディアにとっては、物理層、DLC 層だけでは十分ではない。これらに加えて、信号が他ノードからの干渉を受けることなく送られるようにマルチアクセスメディアを管理する中間層も必要である。これがメディアアクセス制御 (MAC: Medium Access Control) 層

である。すなわち、この層の目的は、さまざまなノード間にマルチアクセスメディアを割り当てることである。MAC 層は通常、従来の DLC 層とともに第 2 層を構成するサブ層と見なされる。ここで、MAC 層の機能は、他の層の機能と明確には分割できないということに触れておきたい。例えば、伝送エラーに関するフィードバックは DLC 層の ARQ 機能の一部であるが、フィードバック信号にマルチアクセスメディアを割り当てるのは MAC 層の役割である。

具体的な MAC プロトコルは、適用環境、アプリケーションに応じて適切な選択が行なわれることが理想である。すなわち環境としては、マルチパスフェージングによる低信頼性、キャプチャー効果によるチャンネルアクセスの不公平性、キャリアセンスに要する時間、隠れ端末問題、携帯端末の送受信器数、セル内端末数の時間的変化などを考慮しなければならない。

アプリケーションに関しては、マルチメディア環境においては様々なサービス品質を有するアプリケーションが共存するため、単一の MAC プロトコルではなく、複数の MAC プロトコルを併用することも考えられる。これについては次節で述べることにする。以下では、代表的な MAC プロトコルを示す。

## Slotted ALOHA

伝送すべきデータパケットが発生したら直ちに無線チャンネルに送出する ALOHA 方式に対して、パケット送信タイミングをタイムスロット（1タイムスロット長は1パケット伝送時間に等しい）に同期させることでパケット衝突確率を小さくした方式である。最大スループットは  $1/e \approx 0.368$  であり、ALOHA 方式の 2 倍となる。

## CSMA (Carrier Sense Multiple Access)

CSMA は、無線チャンネル上のキャリアを検知し、チャンネルが空いていればデータパケットを送信する listen-before-talk 方式である。したがって、CSMA は一般に ALOHA より高いスループットを与える。CSMA の範疇に入る方式としては種々のものが知られている。

- CSMA/CD 送信中のデータを監視し、衝突が発生した際には送信を停止する衝突検出機能 CD(Collision Detection) を付与した方式である。送信時にチャンネルが空いていたとしてもパケットの伝搬遅延により衝突が発生する可能性を考慮し、listen-while-talk で衝突検出を行い衝突時の影響を低減する。IEEE802.3。
- CSMA/CA 無線系においては隠れ端末問題、送受信端末数、広いダイナミックレンジにより、衝突検出 CD を適用することが難しい。そこで、CD に替えて衝突回避機能 CA(Collision Avoidance) を備えたもので、チャンネルが空いているときの送信確率を変化させることで衝突確率の低減を図る。IEEE802.11。

- DSMA(Data Sense Multiple Access) 隠れ端末問題に対処するために、無線チャネルの使用中は MSS がビジートーンを送出し、他の移動ホストからのデータ送信を制御する。CDPD、移動通信制御チャネル。

CSMA の特徴としては、装置の簡潔性、負荷に応じたアクセス遅延の変動、難しいサービス品質 (QoS) 制御、等が挙げられる。

### R-ALOHA / ALOHA-Reservation

Slotted ALOHA と TDMA とを組み合わせた予約型プロトコルである。チャネルはフレームに分割され、フレームはさらにスロットに分割されている。双方のプロトコルとも、予約がとれると TDMA フレームの同一スロットにおいて独占的にデータ伝送を行うことができる。このようなフレーム／スロット構成のため、アクセス遅延は平均  $1/2$  フレーム程度となる。

R-ALOHA と ALOHA-Reservation の相違点は予約のとり方にある。R-ALOHA はアイドル情報スロット (MSS からアイドル／ビジー情報が放送されている) において情報パケットを slotted ALOHA で送信することで予約を行うのに対して、ALOHA-Reservation は情報スロットとは別に割り当てられた予約スロットにおいて予約パケットを slotted ALOHA で送信することで予約を行う。すなわち、R-ALOHA の予約は暗示的に行われ、ALOHA-Reservation の予約は明示的に行われる。

これらのマルチプルアクセスは、音声とバーストデータを統合することができる方式として近年注目を集めており [23,24]、R-ALOHA は PRMA (Packet Reservation Multiple Access) と呼ばれることも多い。

なお、R-ALOHA と ALOHA-Reservation は、本質的には両者とも同一の方式であるとみなすことができるが、音声、データ、グラフィックス、映像など QoS の異なる情報を伝送する際には若干の差異が生じる。R-ALOHA では基地局から放送される「slotted ALOHA におけるアクセス確率 (アクセス許可に相当)」によって移動端末のアクセスがコントロールされるのに対し、ALOHA-Reservation では基地局によるスロット割当により移動端末がコントロールされるためである。したがって、マルチプルアクセスによる QoS 制御といった観点からは、スロット割当により QoS を制御することのできる ALOHA-Reservation の方が、簡潔性は失われるものの柔軟性には富むものと考えられる。

### Polling

登録されている移動端末に対して基地局が順次送信のチャンスを与える方式である。ポーリング周期が短いほど遅延が短くなるため、適宜移動端末の登録を追加／抹消する処理が必要となる。

### 2.3.3 ネットワーク層

無線アクセスアーキテクチャにおけるネットワーク層の主な役割は、端末移動に伴う追跡接続（ルーチング）である。そのためには、端末の位置登録と更新も必要となる。回線交換型の移動通信網では、呼の設定に先だつて別の信号回線でルーチングが決定される。移動端末の位置は Home Location Register (HLR) が一元的に管理しており、その情報をもとに最適なルーチングが決定される。これに対してパケット交換網では端末の移動性を保証するためのネットワーク層プロトコルが必要となり、「移動端末へのアドレッシング」と「移動端末に対するコネクションの維持」が求められる。モバイルコンピューティング環境の実現には、これらの課題を解決する必要がある。

このような観点から、TCP/IP プロトコル群と整合性のある移動端末プロトコルが種々提案されている [25]。これらのプロトコルでは、ネットワーク内で個々の移動端末を識別するためのホーム IP アドレスに加えて、位置に応じて適応的に与えられる第 2 IP アドレスをネットワークが保持することによって、端末の移動性を保証する。以下、IETF (Internet Engineering Task Force) が標準化を行っている Mobile IP Protocol [26] を例として取り上げる。Mobile IP では、移動端末 (MH: Mobile Host) が一定不変のホームアドレスを保持している。移動端末が他のネットワーク (訪問先ネットワーク) に移動した時の動作の概要は次の通りである。

- MH は訪問先ネットワーク上の訪問先エージェント (FA: Foreign Agent) を検出し、訪問先アドレス (care-of address) を取得する。
- MH はホームネットワーク上のホームエージェント (HA: Home Agent) に訪問先アドレスを登録する。
- HA に届いた MH 宛ての IP パケットは、FA 宛ての IP パケットとしてカプセル化されて FA に転送される。
- FA は元の IP パケットを取り出し、MH に転送する。

Mobile IP の最大の特徴は、既存の TCP/IP ネットワークに変更を加える必要のない点である。しかし、移動端末宛てのパケットが冗長な経路を通ることから、経路の最適化が問題である。

### 2.3.4 トランスポート層

トランスポート層プロトコルとして TCP を取り上げる。移動端末に対して TCP と同様のサービスを提供するには、無線資源の効率的な使用を考慮しつつ、

- 劣悪な伝搬に起因する高ビットエラー率
- ハンドオフ時のコネクション瞬断

等の移動無線環境に特有の問題に対処しなければならない。高ビットエラーあるいはコネクション瞬断によってパケット損失が起これば、通常の有線ネットワーク上で運用されている場合と同様に、TCP

は損失パケットの再送を行なう。その際、パケット損失が輻輳によってのみ起こるという前提に基づき、輻輳制御を始動する。すなわち、輻輳ウィンドウ幅を減らして再送タイマーをリセットし、スロースタートアルゴリズムにより輻輳ウィンドウ幅を増加させていく。続いて輻輳ウィンドウがある閾値に達したら輻輳回避アルゴリズムに切替える。このような制御はスループットを大きく低下させる。なぜなら、バーストエラーやコネクション瞬断は

- 一時的な現象であり、状態がますます悪化するようなことは少ない
- 現象は各移動端末に独立に生じるものであり、全ての端末に同時に生じるものではない

からである。それにも関わらず、このように必要以上に送信パケット数を控えてしまう輻輳制御が、大幅なスループットの低下を招く。

## Wireless TCP

Wireless TCP は、このような移動無線環境で起きる問題を考慮した TCP プロトコルの総称であり、スループットの低下を抑えることが目的である。現在提案されているプロトコルには大きく分けると、有線リンクと無線リンクとを分離させる split connection approach[27]、基地局に新たな機能を付加する snoop protocol [28-30]、ハンドオフ後の再送起動を速くした Fast Retransmission[31] などがある。

- **Split Connection Approach** 通信中の固定端末と移動端末との間のリンクを「固定端末と基地局（有線側）」と「基地局と移動端末（無線側）」とに分離し、有線側では従来の TCP、無線側では無線に対応した TCP を使用する。利点は、固定端末が移動端末のハンドオフ及び無線リンクでのパケット損失を意識することなくパケットの送受信が行なえるところにある。また、有線側と無線側とで異なる輻輳制御が行なえることも利点である。しかしながら、次の欠点がある。

- 有線と無線が分離されているので、エンド - エンドの通信が保てない
- 基地局におけるプロトコル処理のオーバーヘッドが大きい
- 移動端末上のアプリケーションを無線用 TCP（Indirect TCP : I-TCP）に再リンクする必要がある
- 基地局におけるハンドオフ処理が複雑で時間がかかる

- **Snoop Protocol** 双方向のパケット伝送を監視する Snoop Agent と呼ばれるモジュールを基地局に実装する。例えば、Snoop は固定端末からのパケットをキャッシュし、無線リンクでのパケット損失を検出した場合には該当パケットをキャッシュから取り出し移動端末へ再送する。Snoop Protocol はエンド - エンドで TCP のセマンティックスを保ったままスループットの向上が望めることが最大の利点である。これは、無線リンクで損失したパケットの多くが、基地局のキャッシュから再送されることで、固定端末側の輻輳制御を回避できるからである。

また、機能追加が基地局だけで良いことも利点である。しかしながら、バーストエラーに対しては必ずしも有効でない。

- **Fast Retransmission** 固定端末から移動端末へ送信する際のハンドオフによるスループットの低下を抑える手法である。無線リンクでパケットが損失した場合、通常の TCP では ACK がタイムアウトになるまで再送を行なうことができない。その際の問題は、ハンドオフ時のリンク瞬断時間に比べてタイムアウト時間が長く、さらにタイマ間隔が約 300 ~ 500 msec と長いことである。そのために、実際にはリンク状態が回復しているにも関わらず、再送を待機しなければならず、スループットの低下を招く。そこで、移動端末は隣接セルに移行した直後に 3 つの同一 ACK を基地局へ返送することにする。ACK を受信した固定端末はタイムアウトを待たずに再送することができる。

本手法はハンドオフ時のリンク瞬断には有効であるが、無線リンクの品質劣化によるバースト的なパケット損失に対しては、損失パケットの全てを固定端末から再送することになり、トラヒックの増大を招くという問題がある。

これらの手法以外に、Wireless TCP を実現するためのプロトコルとして、例えば伝送信頼性をデータリンク層レベルで確保する手法がある。AIRMAIL (Asymmetric Reliable Mobile Access In Link-layer) [32] は “Asymmetric” に着目した手法である。ここでいう Asymmetric とは、基地局と比べて移動端末の使用可能電力および処理能力が低いことを指す。そこで次の手順を取る。

- どちらが送信しているかに関わらず基地局側でタイマを起動する
- 基地局は受信状態を定期的に放送する
- 移動局は必要時のみ受信状態を送信する
- 移動局は複数パケットの ACK をひとつにまとめて返信する

誤り制御としては、Bit-level, Byte-level, Packet-level の 3 段階の FEC を適用する。Packet-level FEC では、Bit-level および Byte-level で訂正不能のパケットに対して、そのパリティ情報を送信することにより誤り訂正を行なう。

このようなデータリンク層プロトコルと再送機能を有するトランスポート層プロトコルと併用する場合には、各層の再送タイムアウトを適切に調整する、あるいはデータリンク層のタイムアウト値と再送手段とをトランスポート層に知らせるなどの手段が必要となる。



## 2.4 メディア統合無線アクセスアーキテクチャ

第 1 章において、マルチメディア無線を「電磁波により、空間というひとつの伝達メディアを介して複数の表現メディアを統合的に通信すること」と定義した。マルチメディア無線を実現するには、前節で述べた各無線アクセス技術とそれらの組合せである無線アクセスアーキテクチャが表現メディアの種別を意識し、種別ごとのトラヒック特性や QoS 要求条件に対応できなければならない [33-40]。

現在のところ、マルチメディア無線通信システムには大きく分けて 2 つの流れがある。ひとつは、有線 ATM ネットワークへの無線アクセスを実現することで B-ISDN と質的に同様のサービスを移動端末へ提供することを目指すものである。これは一般に「無線 ATM (wireless ATM)」あるいは「移動 ATM (mobile ATM)」と呼ばれ、世界中の研究機関で研究開発が進められている。電話に端を発する「通信」からのアプローチといえる。もうひとつは「コンピュータ」からのアプローチである。インターネットを代表とするコンピュータネットワークへの無線アクセスを実現することで移動計算機環境を目指すもので、「モバイルコンピューティング (mobile computing)」あるいは「遊牧民コンピューティング (nomadic computing)」と呼ばれる。

これらのシステムでは、メディア統合無線アクセスアーキテクチャを構成する各要素技術において、メディア種別ごとに異なるトラヒック特性や異なる QoS 要求を満たすべく、様々な工夫がなされている。本節では、具体化が進んでいる無線 ATM に関連する技術を中心に、要素技術の傾向をまとめる。それと同時に、意見を交えながら本論文の立場を説明することにする。以下では、理解をし易くするために、各要素技術を OSI の基本参照モデルに対応づけて説明する。

### 2.4.1 ネットワーク構成

無線 ATM のネットワーク構成について述べる。無線 ATM の普及の仕方として幾つかのシナリオが考えられている。そのひとつは、プライベートネットワークから普及するという考え方である。まず始めは、ネットワークの末端にあたる LAN に導入されて無線 ATM LAN が形成される。そして各無線 ATM LAN が ATM バックボーンネットワークによって相互接続される。最終的には、公衆 ATM ネットワークが様々な地点に無線アクセスポイントを作ることで、無線 ATM が完成するというシナリオである。別のシナリオとしては、始めに基地局とバックボーンネットワークとの間に ATM が導入され、続いてバックボーンネットワークが ATM に置き換わり、最後に無線アクセス部分に無線 ATM が導入されるという案もある。

図 2.16 は、無線 ATM のネットワーク構成の例である [41]。上述したシナリオの最終的な形を示している。各端末装置 (TE: Terminal Equipment) には、基地局との無線通信を担う無線モジュール (RM: Radio Module) を接続する。RM の移動を可能とするために、各 RM は一意的な番号を有し、その番号は HLR (Home Location Register) に記憶される。ユーザ管理と認証は HLR に格納された

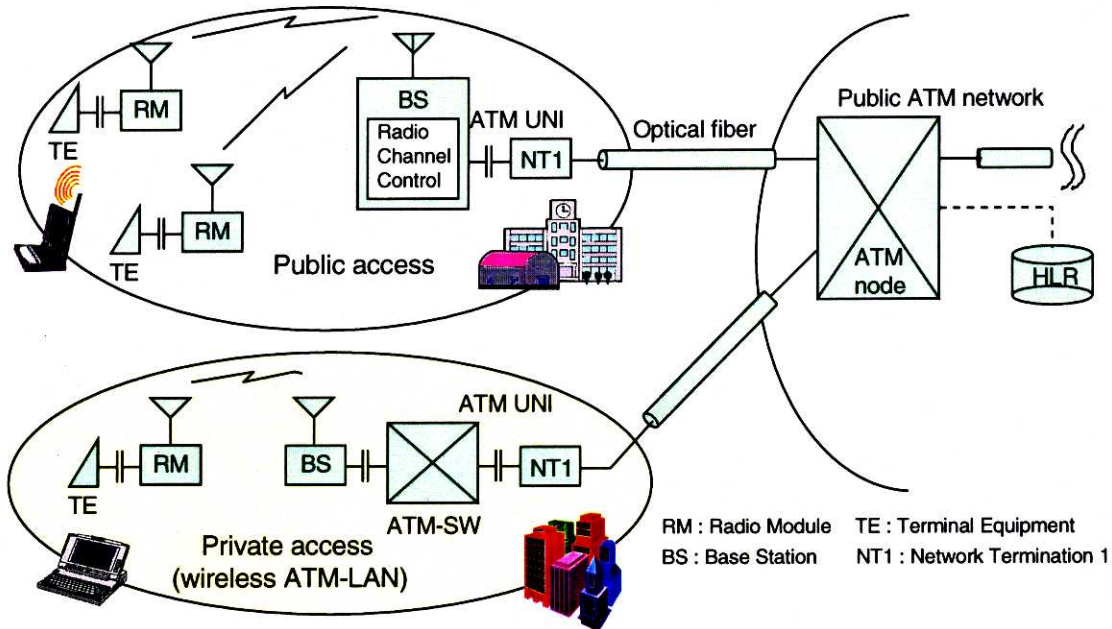


図 2.16 Wireless ATM ネットワーク構成例

情報に基づいて行なわれる。

### 2.4.2 プロトコル構成

ATM 転送技術の利点を生かすには、無線ユーザに対して ATM UNI (User Network Interface) が提供されなければならない。また、エラー率の高い無線リンクにおいて周波数資源を効率的に使用しながら効率的なマルチメディア伝送をするための、データリンク制御層およびメディアアクセス制御層といった無線に特化した機能も提供されなければならない。以上の考えに基づいたプロトコル構成として、図 2.17 に示す 2 通りが考えられる [41]。すなわち、両案とも RM に無線に特化したプロトコルを搭載し、TE と RM とは ATM UNI によって接続する。

(1) の native wireless ATM 構成では、付加的な MAC 層および DLC 層を除いて、基本的に有線と同様の ATM プロトコルによって構成される。ATM セルをできる限りエンド - エンドで透過的に伝送しようという考えである。MAC 層と DLC 層とが ATM 層の下位に位置していることから、これらの層は物理層での伝送特性の改善を目的としているといえる。そのため、native ATM アプローチでは、ATM セルを DLC サブ層に対する PDU (Payload Data Unit) として捉えている。

(2) の interworking-based wireless ATM 構成では、AAL が BS および RM で終端されている。PDU は IWF (Interworking function) で再生成され、そのあと適切な無線伝送プロトコルにより伝

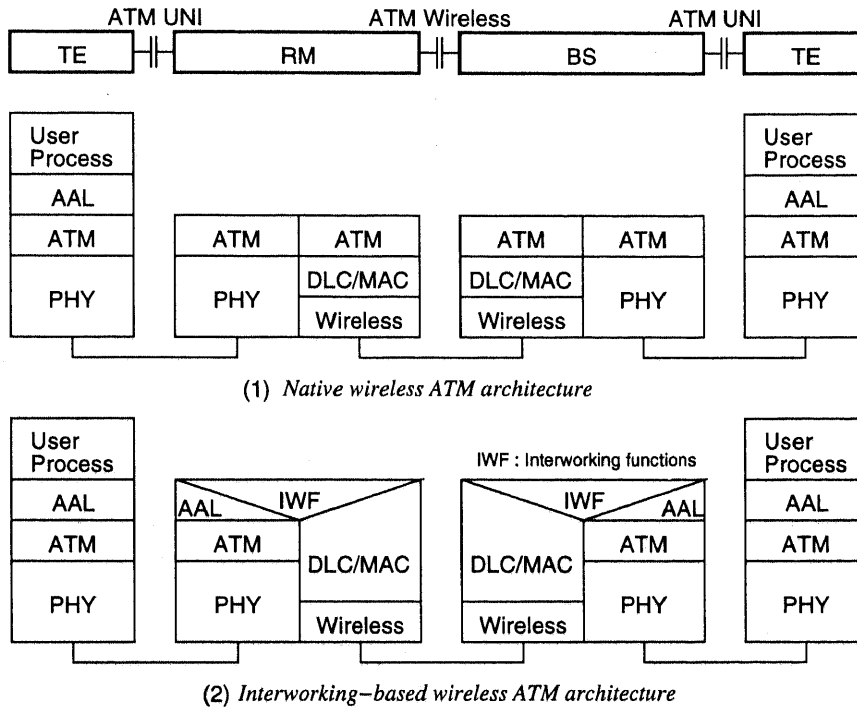


図 2.17 Wireless ATM プロトコル構成例 (ユーザプレーン)

送される。CBR のための AAL タイプ 1 の場合は再生成された PDU を伝送するための透過的な無線リンクが設定され、UBR のための AAL タイプ 5 の場合には、効率的に PDU を伝送するために reservation ALOHA のようなコンテンション型の MAC プロトコルが適用される。このように、サービスタイプと要求 QoS クラスに応じた種々のインターワーキング機能が必要である。アプリケーションごとに適切な DLC と MAC を適用できるので、周波数利用効率とスループットの観点からは (1) の native ATM アプローチよりも優れている。しかしながら、BS と RM とに複雑なインターワーキング機能を搭載しなければならないという短所もある。さらに、新しいサービスタイプや新しい AAL タイプが導入された際には IWF を変更する必要もある。interworking アプローチは、Ethernet 型無線 LAN のような特定サービスのための単一コネクションを提供するには向いているが、マルチメディアサービスのための複数コネクションを提供するには、ハードウェアの規模と柔軟性ことから、native アプローチが望ましいといえる。

### 2.4.3 サービスカテゴリー

第 1 章において、マルチメディアとは複数の表現メディアであると定義した。ここでいう表現メディアとは、文字、音、映像などを指す。ところで、メディア統合通信システムを実際に構築する上では、このように表現メディアの種別に基づいた通信制御を行なうことは現実的でない。それよりも、メディアをより工学的な立場から分類し、各カテゴリーに応じて異なる制御手法を適用するほうが現実的である。具体的には、各メディアの生成するトラヒックの特性や、遅延の上限/誤りの上限などのサービス品質 (QoS : Quality of Service) などに基づいて各クラスに分類し、各クラス毎に異なる DLC プロトコルや MAC プロトコルを適用することでマルチメディア通信を実現することが工学的に最も自然な方法であると考えられる。

このように、メディアの分類方法はその目的に応じて異なる。アプリケーションレベルでの分類は、ユーザに最も近いレベルでの分類に当たり、アプリケーションの性質を整理する上で有効であろう。ATM ネットワークを前提にすれば、ATM アダプテーション層 (AAL) プロトコルを構成する上で AAL レベルでの分類も有効であるし、さらに、最終的な ATM 層レベルでの分類も当然必要となろう。このような観点から、以下ではアプリケーションレベルと ATM レベルにおけるメディアの分類について説明を試みる。

#### アプリケーションレベル

アプリケーションには実に様々な種類が存在し、その幅も広い [42]。その例として表 2.1 に代表的なアプリケーションを挙げる。しかしながら、将来登場するアプリケーションを完全に予測することは事実上不可能である。このことを踏まえて、様々なアプリケーションに共通する性質を見出し、その性質に基づいて整理することで、アプリケーションの現状把握や将来予測に役立てようという試みも重要であろう。表 2.2 はアプリケーションをある性質に基づいて整理したものである [43]。アプリケーションをユーザに提示されるレベルで、言い替えれば最も上位のレベルで分類したものであると言える。

表 2.2 は映像 (video)、音声 (voice)、画像 (image)、データ (data) の 4 つの表現メディアを、会話 (conversational)、メッセージ (messaging)、分配 (distribution)、検索 (retrieval) という 4 つの性質で分類したものである。その意味は次の通りである。

- conversational または interactive  
コネクションの両端に人が存在する形態
- messaging  
人が機械に向かって会話する状態
- distribution  
受動的な (受信中心の) 複数の人あるいは複数の機械に対して機械が送信する形態

表 2.1 代表的アプリケーションとその QoS

<i>Teleservice</i>	<i>Throughput</i> [kbps]	<i>Error rate</i>	<i>Delay</i> [msec]
Specch telephony	8-32	10E-3	40
High quality audio	940	10E-5	200
Program sound	128	10E-6	200
Video Telephony	64-384	10E-7	100
Teleconference	384-768	10E-7	100
Short messages/paging	1.2-9.6	10E-6	100
Voice mail	32	10E-3	100
Electric mail	1.2-64	10E-6	500
Voice band data	2.4-64	10E-6	200
Telefax (G4)	64	10E-6	100
Database access	2.4-768	10E-6	200
Teleshopping	2.4-768	10E-6	90
Broadcast/multicast	1.2-9.6	10E-6	100
Public voice announce	8-32	10E-4	90
Electronic newspaper	2.4-768	10E-6	200
Location and navigation	64	10E-6	100
Unrestricted digital data	64-1920	10E-6	100
Remote control services	1.2-9.6	10E-6	100
Telewriting	32-64	10E-6	90

表 2.2 アプリケーションクラス

<i>Application Class</i>	<i>Example Applications</i>
(1) Interactive video	Video conferencing, distributed classroom
(2) Interactive audio	Telephone
(3) Interactive text/data	Banking transaction, credit card verification
(4) Interactive image	Multimedia conferencing
(5) Video messaging	Multimedia e-mail
(6) Audio messaging	Voice mail
(7) Text/data messaging	E-mail, telex, fax
(8) Image messaging	High-resolution fax
(9) Video distribution	Television
(10) Audio distribution	Radio, audio feed
(11) Text distribution	News feed, netnews
(12) Image distribution	Weather satellite pictures
(13) Video retrieval	Video on demand
(14) Audio retrieval	Audio library
(15) Text/data retrieval	File transfer
(16) Image retrieval	Library browsing
(17) Aggregate LAN	LAN interconnection or emulation
(18) Remote terminal	Telecomputing, telnet
(19) Remote procedure call	Distributed simulation
(20) Distributed file service	
(21) Computer process swap	

- retrieval

人が機械に対して情報の転送を要求する形態

なお、(17) ~ (21) は機械と機械との双方向通信の形態である。

## ATM 層レベル

ATM ネットワークの特長のひとつは、ユーザに対して QoS 保証を提供できることである。そのためにネットワークは、コネクション確立時に、コネクション上で予想されるトラヒックの特性及び、そのコネクションが必要とする QoS についてあらかじめユーザからの申告を求め、この情報を用いてコネクション受付制御等 (19 ページ参照) を行なう。前者はトラヒックパラメータの集合により表現され、後者は要求する QoS パラメータの集合により定義されている。つまり、送信元ユーザは、トラヒックパラメータと要求 QoS とをコネクション確立時にネットワークに申告する必要がある。

ところで、ATM ネットワークは ATM 層レベルで幾つかのサービスクラスを提供している。サービスクラスは、トラヒックパラメータと QoS パラメータの組合せである。ユーザは、コネクション確立時に、そのコネクションに対するサービスクラスを要求しなければならない。このサービスクラスは、ネットワーク内でのコネクション種別の差異化に用いられる。すなわち、あるコネクションでは実時間性を確保したり、またあるコネクションではセル損失を最小限に抑えたりというような QoS 制御や、あるいは可変トラヒック同士には統計的多重を行なうなどのトラヒック制御を行なう。

ATM Forum の UNI 4.0 では次のトラヒックパラメータと QoS パラメータとを定義し、その組合せで 5 つのサービスクラスを定義する。それらを順に説明する [2,8,43]。

### ■ トラヒックパラメータ

- **PCR (Peak Cell Rate : ピークセル速度)** ユーザが送信するセルの瞬間最大速度である。ネットワークに送出されるセル流の最小時間間隔の逆数で定義される。次の CDVT と対で使用される。
- **CDVT (Cell Delay Variation Tolerance : セル遅延変動許容値)** ネットワーク側から見た UNI において、指定されたセル到着時間間隔の最小値からどれだけの偏差が許されるかを表すパラメータ。このパラメータ値はネットワーク側で指定されるものであり、コネクション確立時に交渉はされない。
- **SCR (Sustainable Cell Rate : 平均セル速度)** 平均速度は、コネクション開始から終了までの時間に送信されたセルの合計数に等しい。この定義に依れば、ネットワーク側はコネクション終了時になって初めて平均速度を知ることができることになる。そのため、平均速度はネットワーク側では使用されない。その代わりに、コネクションの平均速度の上限を示す SCR の提示を求める。次の BT と対で使用される。

- **BT (Burst Tolerance: バースト許容値)** ピーク速度での送信が許される最大時間である。
- **MCR (Minimum Cell Rate: 最小セル速度)** ユーザが許容できるセル速度の最小値である。ABR サービスクラスだけが使用する。

#### ■ QoS パラメータ

- **Max CTD (Maximum Cell Transfer Delay: 最大セル転送遅延)** セルの先頭ビットが送信元を出てから、そのセルの最後尾ビットが相手先に到着するまでに経過する遅延時間の最大値である。
- **Mean CTD (Mean Cell Transfer Delay: 平均セル転送遅延)** セルの先頭ビットが送信元を出てから、そのセルの最後尾ビットが相手先に到着するまでに経過する遅延時間の平均値である。
- **CDV (Peak-to-peak Cell Delay Variation: セル遅延変動)** コネクション中の最大セル転送遅延と最小セル転送遅延との差である。
- **CLR (Cell Loss Ratio: セル損失率)** 伝送路エラー、交換機における輻輳、あるいは宛先に受信されない場合も含めて、ネットワーク内で紛失するセルの割合である。

ATM Forum の UNI 4.0 では、以上のトラフィックパラメータと QoS パラメータとの組合せにより、5 つのサービスクラスを定義する。各サービスクラスとパラメータとの関係を表 2.3 に示す。各サービスクラスの概要は次の通りである。

#### ■ サービスクラス

- **Constant Bit Rate (CBR)** 音声や映像のように遅延と遅延変動の制限に厳しいリアルタイムアプリケーションに使用される。指定した CTD 以上の遅延を受けたセルはアプリケーションにとって無価値である。CBR トラフィックはトラフィックパラメータ PCR と CDVT によって定められる。PCR に等しい固定量リソース (CDVT や交換機の構造などによってはそれより多いこともあり得る) が必要である。QoS パラメータとして CTD、CDV、CLR が定められている。
- **Real-Time Variable Bit Rate (RT-VBR)** CBR と同様、VBR の音声や映像のように遅延と遅延変動の要求が厳しいリアルタイムアプリケーションに使用される。指定した CTD 以上の遅延を受けたセルはアプリケーションにとって無意味となる。RT-VBR はトラフィックパラメータ PCR、CDVT、SCR、BT によって定められる。割り当てるリソース量は、バッファサイズ、スケジューリング規則、要求 CLR など様々な要因によって決定される。いずれにしても、その量は SCR と PCR の範囲内である。どのように割り当てるリソース量を決定するかに関しては標準化されず、サービス提供者が独自の方式を適用できる。QoS パラメータは CTD、CDV、CLR である。

表 2.3 ATM 層レベルのサービスカテゴリー

Attributes	Service Categories					parameter
	CBR	Real-time VBR	Non-real-time VBR	ABR	UBR	
CLR	specified	specified	specified	specified	unspecified	QoS
Max CTD	specified	specified	unspecified	unspecified	unspecified	QoS
Mean CTD	unspecified	unspecified	specified	unspecified	unspecified	QoS
CDV	specified	specified	unspecified	unspecified	unspecified	QoS
PCR and CDVT	specified	specified	specified	specified	specified	traffic
SCR and BT	n/a	specified	specified	n/a	n/a	traffic
MCR	n/a	n/a	n/a	specified	n/a	traffic

n/a : not applicable

- Non-Real-Time Variable Bit Rate (NRT-VBR)** パースト性トラフィックを伴う非リアルタイムアプリケーション用に定義されている。トラフィックパラメータ PCR、CDVT、SCR、BT によって規定される。割り当りソース量は、RT-VBR と同様、種々の要因に基づいて決定される。QoS パラメータは CTD と CLR である。NRT-VBR での接続を要求するアプリケーションの特徴は、CTD と CLR に関してはその上限が守られることを期待するが、CDV に関しては関知しないところにある。
- Unspecified Bit Rate (UBR)** 従来のコンピュータ間通信におけるアプリケーションのように、遅延変動に対する要求が緩く遅延耐性のあるアプリケーションのために定義されている。先の 3 つのサービスクラスとは異なり、リソースを予約的に割り当てるということは行なわれない。したがって ATM 層においては何のサービスの保証も実行されない。これはエンド-エンドの上位層プロトコルによって行なわれることを想定している。UBR を使用するアプリケーションはトラフィックパラメータ PCR と CDVT によって規定する。QoS パラメータは指定されていない。
- Available Bit Rate (ABR)** UBR は QoS 保証を要求しないコネクションレスデータトラフィック向けのサービスクラスである。同様のトラフィックで QoS 保証を要求する場合には NRT-VBR クラスを選択できる。しかしながら、NRT-VBR はトラフィックパラメータの SCR と BT とを申告しなければならない。これらのパラメータは事前を知ることが難しい。また、電子メールのような簡易なアプリケーションに対して VBR クラスを選択することはコストに見合わないこともある。このような問題から、UBR や NRT-VBR はコネクションレスデータトラフィックに必ずしも適していないという議論が起こった。特に、TCP のような輻輳制御・



フロー制御 (27 ページ) 機能を有するアプリケーションに対しては最適ではない。このようにネットワークが輻輳状態に陥った時にネットワーク側からのフィードバック情報に基づいて情報伝送速度を適応変化させる機能を有するアプリケーションを想定したのが ABR である。ABR を規定するトラヒックパラメータは、情報伝送速度の上限を定める意味の PCR と CDVT、及び必要最小限のリソース量を定める意味の MCR である。ネットワーク側はできる限り CLR を低く抑えるような制御を行なうが、それ以外の QoS 保証の責任は負わない。

#### 2.4.4 物理層

物理層の役割は、電磁波によって伝達物理媒体上で実際のデータ伝送を行なうことである。物理層に関連する問題のひとつに周波数帯域の選択がある。まず赤外線か電波かの選択があり、さらにそれぞれの帯域の中での細かい選択も問題となる。選択には使用許可が得られるかどうかといった実際的なことも関連する。物理層に関連するその他の問題として、スペクトル拡散の使用に関する問題、変調方式の選択、等化方式の選択などがある。以下、これらについて記述する。

##### 電波と赤外線

はじめに赤外線と電波の差異について述べる。まず、赤外線システムは電波システムよりも安価である。赤外線システムでは、周波数検出や位相検出とは異なり、光信号の振幅検出あるいは位置検出を行なう。これらは簡単な電力検出で構成できるため、コストのかかる周波数変換や直交検波が必要ない分、安価である。さらに、今のところ、赤外線の利用に関しては、電波利用時ほどの複雑な使用資格制限がないことも、コストを下げる要因になっている。赤外線であれば、その到達範囲をひとつの部屋に厳格に制限することも可能なので、プライバシーの点でも優れていると言える。

しかしながら、光の直進性のために、赤外線ではひとつの部屋全てを隈無くサービスエリアとすることは難しい。レンズで光を拡散させてエリアを拡大することは可能であるが、電波と同様にマルチパスと同期が問題となる。また、同じ伝送速度で比較すると電波と比べて赤外線の方が通信可能距離が小さいことも問題である。赤外線は、病院のように電磁波の使用制限の厳しいところで使用するには適している。

マルチパスを発生させないために、送受信間を直接赤外線で結べば超高速の通信が可能である。その場合、見通し内伝搬を可能とするために赤外線ビームを高精度に制御する必要がある。これは通信者の多い環境では難しい。また、強指向性ビームを必要とすることから、逆にマルチアクセスの実現が難しくなることも忘れてはならない。したがって赤外線システムではスポット的なサービスエリアになるであろうが、これでは無線 LAN の利便性を損なってしまう。最後に屋外利用に関しては、強度の太陽光線が赤外線受信の角度などを強く制限するので難しい。

以上をまとめると、屋内、屋外を問わず、高速無線パケットネットワークを構成するには、赤外線に

比べて電波が適しているといえる。電波であれば、見通し内伝搬も可能であるから高精度のビーム制御も必要でなく、マルチアクセスの実行もより簡単である。赤外線は、電磁妨害波問題、あるいはポイント - ポイント間に制限された高速リンクへの適用といった観点で、電波のオプションとして使用されるであろう。

### 電波帯域の選択

各研究機関で開発が進められている無線 ATM は、ミリ波 (EHF: Extended High Frequency: 30 ~ 300 GHz) をターゲットにしているものが多い [44-48]。しかしながら、現在の技術水準ではセンチ波 (SHF: Super High Frequency: 3 ~ 30GHz) 程度の方が実現性は高い。また送信回路の動作周波数の制限から、実現可能な電波周波数の上限は約 10GHz と考えられる。なぜなら、今日の技術では 10GHz 以上の速度で動作する機器を実装することが難しいからである。シリコン素子はこの速度では動作しないし、GaAs 素子は動作はするが高価である。

これらの課題に加えて、さらに電波伝搬特性の問題がある。電波伝搬における法則として、減衰量が  $20 \log(f)$  ( $f$  は周波数) に比例することが知られている。このように、周波数が高くなるにつれて減衰量が増すが、特に 60GHz 付近のミリ波は大気中の酸素によって吸収されやすく、伝搬減衰が著しい。そのため、基地局のカバー範囲 (セル) をコンパクトにしていゆるピコセル・ナノセルを形成し、周辺セルへ漏洩する干渉波を抑えることができる。しかしながらその反面、セル同士のオーバーラップが小さくなり、ハンドオーバの頻度が増す。減衰問題に加えて直進性の問題もある。電磁波の振舞いは高周波数になるほど光波のそれに類似して直進性が強くなる。そのため、セル形状が部屋の形や周辺物体などの影響を受けて不規則になるとともに、基地局と端末との間を人が横切ることにより一時的に通信が不能になる (シャドーイング) ことも問題である。

### スペクトル拡散

スペクトル拡散 (spread spectrum) 方式による無線通信システムは、主にその大容量性から、音声通信での利用が進みつつある。スペクトル拡散には直接拡散 (direct sequence) と周波数ホッピング (frequency hopping) の 2 方式がある。

直接拡散方式により伝送速度 10Mbps 程度のシステムを構築することを想定した場合、10 ~ 100 倍の処理利得が必要なことから、結局 100Mbps ~ 1Gbps のチップ速度が必要になる。これを達成することは難しく、それゆえ高価なシステムになってしまう。また、遠近問題に対処するための電力制御が必須であり、システムをさらに複雑にする。

無線 LAN には周波数ホッピングの方が実装が容易であるし、マルチパス問題も解決する。しかしながら、データ通信関連のアプリケーションに対して、周波数ホッピング方式では同期が問題となる。スペクトル拡散方式による無線 LAN が数多く存在することは確かであるが、これは ISM (Industrial, Scientific and Medical) 帯、すなわち他と共同利用する帯域で使用することが求められているからである。

以上から、高速無線 LAN にスペクトル拡散方式を適用することは難しいと判断する。低速のアプリケーションには直接拡散方式によるスペクトル拡散の“潜在的な大容量性”が魅力的であるし、音声アプリケーションに対してはソフトハンドオフを提供できることも利点のひとつであろう。しかしながら、直接拡散方式によるスペクトル拡散の容量については、その計算結果をめぐって議論がある。一番の問題は、計算結果が基本的な仮定に依存することである。高ビットレートを達成することが難しいことから高速無線 LAN にスペクトル拡散は用いることは期待できないという意見が一般的である。

### 変調方式

変調方式の候補として、BPSK (Binary Phase Shift Keying)、QPSK (Quaternary PSK)、DPSK (Differential PSK)、QAM (Quadrature Amplitude Modulation) などの線形変調方式がある。無線は雑音レベルが高く、また完全な等化は難しいことから、QAM の多値化は簡単ではない。このように振幅変動にも情報をのせる非一定振幅変調方式では、非線形増幅器における歪みが問題となる。これに対して、一定振幅変調方式、特に MSK (Minimum Shift Keying) や GMSK (Gaussian MSK) などは、非線形増幅器による増幅が可能であり、問題を回避できる。MSK や GMSK の都合の良いところは、一定振幅波にも関わらず、(線形変調と類似の) 直交型変調方式による実装が可能である点である。

OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) は幾つかの望ましい特性を有している。まず、等化を省略するかあるいはかなり簡単化できる。特性の劣化が緩やか (graceful performance degradation) なことも特長である。OFDM による 150Mbps の無線リンクの実装が報告されており、またシングルキャリアよりも OFDM によるマルチキャリアの特性が優れているという報告もいくつかなされている。TCM (Trellis Coded Modulation) による特性改善も可能であるが、10Mbps での実装は今のところ困難である。特にバーストエラーチャネル下での実装は難しい。

以上の考察から、25Mbps 程度の速度を得るには QPSK や GMSK が適当であるといえる。OFDM という選択肢も魅力的ではあるが、様々な環境での特性を調べる必要がある。10Mbps 以上での TCM も検討の余地がある。

### 等化方式

LMS (Least Mean Square) アルゴリズムはその単純さと安定性ことから、最も良く使用されている等化アルゴリズムである。タップ数  $N$  に対して計算量は  $4N$  である。その短所は収束が遅いことである。LMS は 100 ~ 1000 シンボルで収束する。1 シンボルは QPSK や DQPSK の 2 ビットに相当する。したがって収束速度は 25 ~ 250 バイトに匹敵する。ATM セルに換算すると  $1/2 \sim 5$  セル分となる。

より高速のアルゴリズムとして RLS (Recursive Least Squares) アルゴリズムが知られている。その基本は、連立線形方程式を解くことである。RLS にはいくつかの種類があり、それぞれに複雑さが異なる。複雑さと収束性はトレードオフの関係である。複雑さ  $17N$  の RLS は LMS よりも実装が難

しいが、数シンボルで収束する。屋内伝搬環境を想定したシミュレーションでは、約 60 シンボルで収束することが確認されている。この収束時間はタップ数に依存し、チャンネル状態には依存しない。これとは対照に、LMS の収束時間はチャンネルの固有値の広がりにも依存する。複雑さの問題に加えて、安定性も RLS の課題である。そのため、等化を実装する際に LMS が第一候補となる。GSM の受信機の中には RLS を採用しているものもあるが、広帯域無線への応用に関してはさらなる調査が必要である。

### 通信路符号化方式

無線チャンネルに対して有効に働く通信路符号化に関しては、統一の取れた見解が得られていないのが現状である。無線チャンネルで問題となるのはバーストエラーである。バーストエラー時間が長いので、物理層で通常使用されている符号化では、インタリーブ長が不十分である。しかしながら、インタリーブの深さを深くすることは実装の上で難しく、またエンド-エンドの遅延を増加させてしまう。無線チャンネル、特に屋内における無線チャンネルは、エラーの無い状態とエラー状態の 2 状態でモデル化されることが多い。このような条件では、物理層での通常の誤り制御は役に立たない。そこで何らかの特殊な方法が必要となる。

その方法として例えば、データリンク層において誤り検出に使用される CRC (Cyclic Redundancy Check) を誤り検出・訂正符号に置き換える方法がある。CRC 領域をわずかに増やすだけで誤り訂正能力を持たせることができる。あるいは、セルレベルで FEC (Forward Error Correction) を行なう方法も考えられる。この方法によれば、上述のバーストエラー状態でもインタリーブなしに特性の改善が望める。セルレベルの符号化は、物理層やセル単位の誤り訂正で訂正しきれなかったデータセルを保護する目的で冗長セルを送信する方式である。このようにセルレベル符号化は、長期間のエラー状態に対する誤り保護のための付加的な層を提供するものである。さらに、物理層における符号化はシステム性能を改善できる可能性を秘めており、可変符号化率を適用したマルチレートシステムのための有効な手段と考えられる。

### アンテナ

複数のアンテナを使用すれば、ダイバーシティ効果による特性改善が望める [49]。複数のアンテナの中から最も SIR (Signal to Interference Ratio) の高いアンテナを選択する方法が最も簡単である。このような簡易な方法でも、特性の改善が可能である。アダプティブアンテナアレーのように高度な方法を使用すれば、さらに改善が見込める。しかしながら、この手段は Mbps という高速伝送を実現するには、その動作があまりに複雑過ぎるという問題がある。したがって、簡易な選択アルゴリズムによるアンテナ選択という方法が最も見込みがある。ダイバーシティ以外の複数アンテナの使用方法として、リレー局として配置することでシャドワーイングを回避する方法がある。図 2.18 にその概念を示す。周辺物体あるいは送受信機自体の移動に伴い、通信中の無線リンクが遮断された場合に、即時にリレー局を介したリンクを使用することにより、シャドワーイングの影響を回避するものである。

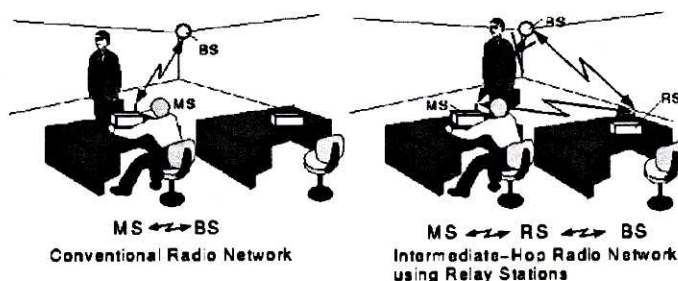


図 2.18 リレー局によるシャドーリングの回避

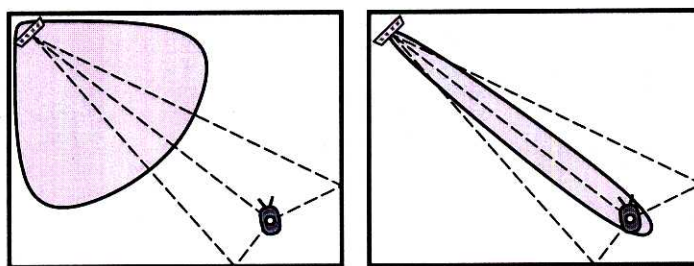


図 2.19 指向性アンテナの反射波抑制効果

マルチパス対策のために、指向性アンテナも注目を浴びている技術である [50]。図 2.19 に示すように、指向性アンテナに依れば、送信受信に関わらず反射波の抑制効果が期待できる。また、無指向性アンテナに比べて放射範囲を限定できることから、周波数利用効率の向上も期待できる。ミリ波帯のパワーアンプ出力は数十 mW 以下と低出力であるが、指向性アンテナはパワーを狭い範囲に集中できるために、利得向上も期待できる。

#### 2.4.5 データリンク制御層

データリンク制御 (DLC : Data Link Control) 層に関する技術について考察する。

##### カプセル化

カプセル化とは、あるプロトコルの PDU (Protocol Data Unit) を他の PDU の中に含めて送信することである。その最も簡単な方法は、あるプロトコルの PDU の前後に新たなプロトコルのヘッダとトレイラを付加して、新たな PDU とする方法である。この方法の利点はその透過性にある。欠点はヘッダとトレイラが付加されることによるオーバーヘッドと、付加するための遅延時間である。カプセル化およびその逆作業に伴う遅延は、ヘッダを読み出した直後にスイッチを切替えるカットスルー (cut-through) 技術により低減可能である。また、ヘッダ付加に伴うオーバーヘッドは、(ヘッダ圧縮な

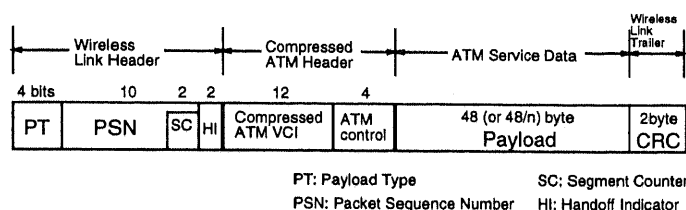


図 2.20 無線 ATM セルの構成例

どによる) 不必要なオーバーヘッドの削減によって低減可能である。

### ヘッダ圧縮

無線 ATM における問題のひとつは、ATM セルのヘッダがセル全体の 10% を占めることである。もともと ATM は光ファイバという超広帯域の伝達メディアを想定して設計されたので、10% のオーバーヘッドは問題ではなかったが、無線伝達メディアでは無視できない。一方、移動端末が実際に利用するヘッダ情報は固定的であるか、またはそれに近いものである。そこで、ヘッダ内容を、通常の ATM セルヘッダの 40 ビットよりも少ないビットで代表させることも可能と考えられる。その例を図 2.20 に示す [33]。ATM セルヘッダは、相手先アドレスに 28 ビットを用意している。しかしながら、ひとつの基地局が収容する移動端末数として 512 (9 ビット) あるいは多くても 4096 (12 ビット) を想定すれば十分であるという考えから、アドレス部分を圧縮する方法が一般的になりつつある。

### 誤り制御方式

ARQ には Stop-and-Wait (SW)、Go-back-N (GBN)、Selective-Repeat (SR) または Selective-Retreat (SR) の 3 つの基本方式がある。この中で SR は最も複雑であるが、応答チャンネルが常に存在するという条件と、再送要求の直後に送信チャンネルに再アクセス可能であるという条件が揃うならば最も効率の高い方式である。しかしながら、マルチアクセスシステムでは、後者の条件が必ずしも満たされないことに注意しなければならない。ACK と、それに対する再送パケットのためにスロットを予約する方法も考えられるが、信頼性を高めるために余分な帯域を使用していることになる。これは FEC と本質的に同じことになる。ACK と再送パケットに高い優先度を与えるという方法も考えられるが、常に QoS を保証できるとは限らず、また ARQ の利点である単純さを損なってしまう。

パケット伝送時間が伝送遅延に比べて短く、また余分に使用できる帯域が存在する場合には、FEC が有効であると考えられる。その理由として、ACK タイムアウトなどに伴う時間管理の必要がないこと、伝送したパケットのコピーを保持しておく必要がないこと、応答チャンネルが必要ないこと、ACK に対する迅速な再送が必要ないことなどが挙げられる。もちろん実行上の複雑さはあるが、これはハードウェアによって解決できる。それよりも深刻な欠点のひとつは、エラーを生じない時にも一定の余分な帯域を消費してしまうことである。

結局、最良の方法は ARQ と FEC との組合せであると考えられる。いくつかの方法が hybrid ARQ/FEC として考案されているが、それらの特性は、無線チャネルの状態や、マルチアクセス環境下における送信チャネルと応答チャネルの状態に応じて変化する。このように、メディアの要求する QoS 要求を満たしながら、同時に複雑さと使用する帯域と遅延時間とを最小にする誤り制御方式を一意的に見出すことは困難である、というよりも不可能である。無線環境や様々な要件に応じて各種の誤り制御方式を使い分ける必要がある。

QoS を保証するという観点からは、データのように遅延制限に厳しくないアプリケーションには ARQ を適用し、映像や音声などのリアルタイムアプリケーションには FEC を適用することが基本的な手法となろう。具体的には、あらゆる QoS 要求を遅延要求と損失要求とに基づいてクラスに分割し、損失保証は ARQ に基づく制御で確保し、遅延保証は FEC に基づく制御で確保する方法が最も簡便な手法として考えられる。また、伝送路エラーのない、あるいは少ない状態ではメディアアクセス制御 (MAC) 層による QoS 保証を積極的に行ない、エラー状態に陥ったら MAC 層と DLC 層の 2 層の併用による QoS 保証を実行する。メディアの QoS に応じた適応誤り制御については第 7 章でさらに詳しく論じる。

#### 2.4.6 メディアアクセス制御層

MAC プロトコルとして、スペクトル拡散による CDMA (Code Division Multiple Access) をベースとする方式と、TDMA (Time Division Multiple Access) をベースとする方式とが考えられる。CDMA の利点としては、同一周波数が利用可能であり、従来の周波数選択制御が不要 (しかし代わりに符号選択制御が必要) なこと、同一時刻に複数信号の送受信が可能でありランダムアクセス性に優れていることなどが挙げられる。しかしながら、前節の物理層のところで述べた通り、スペクトル拡散による高速伝送は現時点では難しい。その点、TDMA は技術が成熟しており実装が容易であること、従来のセルラーに比較して電波伝搬環境の良好なマイクロセル・ピコセルなどでは比較的高速なデータ伝送速度が得られることなどが利点として挙げられる。これらの理由から、以下では時分割型伝送方式を議論の対象とする。

無線 ATM の MAC 層には、有線 ATM で規定されている CBR/VBR/ABR/UBR といったサービスを提供する能力が求められる。MAC プロトコルの選択に当たっては、高い周波数利用効率を達成すると同時に、各種サービスを要求 QoS を保証しながら統合的に取り扱えることを重視しなければならない。

時分割型方式で各種サービスクラスを取り扱うための一般的な考え方について述べる。まず CBR に対しては、毎フレーム、あるいは数フレームおき (周期的) に同一位置タイムスロットを確定的に割り当てる。ABR や UBR などのいわゆるデータトラヒックと考えられるクラスに対しては、ランダム

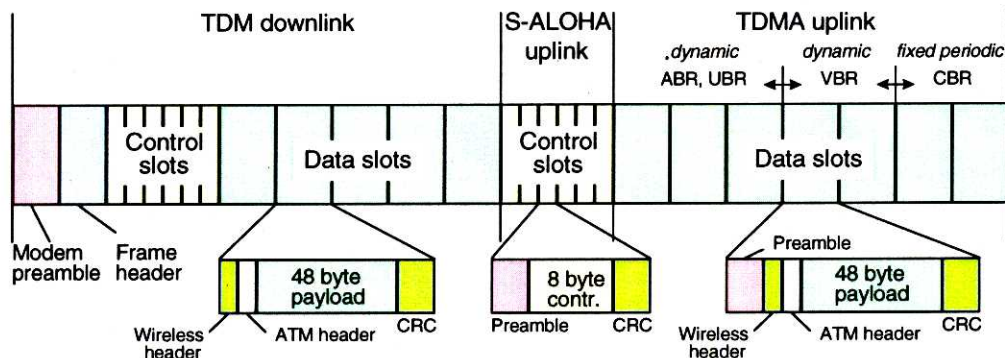


図 2.21 無線 ATM 向け Dynamic TDMA/TDD プロトコル

アクセスを適用するか、あるいはタイムスロットを動的に割り当てる。これについては第 3 章および第 4 章で検討する。VBR クラスに対しては、確定的な割り当てと動的な割り当てとを組み合わせると統計多重効果を実現できるものが望ましいと考えられているが、具体的な検討はほとんど行なわれていない。これについては第 5 章で検討を試みる。

このような思想に基づいた MAC プロトコルの例を紹介する。図 2.21 は無線 ATM を想定しているダイナミック TDMA/TDD プロトコルである [33,51]。ダウンリンクの制御信号と ATM セルはひとつの TDM バーストに多重して伝送する。アップリンクの制御信号（タイムスロット予約を含む）はスロット ALOHA によるアクセスをとる。アップリンクの ATM セルは、基地局の集中制御によって割り当てられたタイムスロットで伝送する。ABR/UBR スロットはフレーム毎に動的に割り当てられる。一方、CBR スロットは、新たな呼やハンドオフが発生した時に、周期的なスロット割り当てに基づいて割り当てられる。VBR に対しては、周期的な割り当てと動的な割り当てを組み合わせたいブリッド割り当てが行なわれる。

#### 2.4.7 無線 ATM 開発の現状

世界各国の各研究機関で進められている無線 ATM 関連のプロジェクトの現状を報告する [52,53,51,54]。

##### ■ 欧州

- **RACE** プロジェクト下の **MBS** 欧州では EC の助成の下、RACE (Research into Advanced Communications in Europe) -II プログラムの一貫として MBS (Mobile Broadband System) プロジェクトが進行している [55-59]。MBS は屋内外における B-ISDN への無線アクセスシステムの実現を目指した包括的なプロジェクトである。周波数としては、62~63GHz (アップリンク)、65~66GHz (ダウンリンク) が対象である。移動体 (~50Km/h) でのデジタルビ



デオ信号伝送 (16Mbps, 34Mbps) のフィジビリティを確認するための “MBS Demonstrator” を開発している。無線系は、 $0.25\mu\text{m}$  の PM-HEMT の MMIC を中心に構成されているが、局発信号としては MESFET-MMIC による 30GHz 帯の DRO で安定した発信器の 2 通倍波が用いられている。“MBS Demonstrator” 用のミリ波 MMIC は、EC 助成のデバイス開発プロジェクトである AIMS 計画 (20~40GHz 帯)、CLASSIC (40~80GHz 帯) の成果が活用されている。変調方式としては、4 値 CPFSK (Continuous Phase Frequency modulator) 及び 4 値オフセット QPSK が用いられている。QPSK の場合には、ディスクリートなデジタルデバイスをを用いた判定帰還型等価器 (DFE) が用いられている。

- **Olivetti 研究所の無線 ATM LAN** 英国・ケンブリッジの Olivetti Research Laboratories では 1994 年に無線 ATM LAN の実験システムが構築された [60]。このネットワークは、2.45GHz 帯における QPSK 変調 (英国では建物内の単距離データリンクとして帯域幅 10MHz の使用が可能) で 10Mbps を達成し、周波数繰り返し無しのピコセル構成を取る。セル半径は約 10 m。マルチアクセス層としては、指数バックオフ付きスロット ALOHA を採用している。スロット長は ATM セルに等しい。ヘッダ部は、VPI/VCI フィールドの圧縮を行なうと共に、QoS 条件を満たすように変形されている。16 ビットの CRC により誤りを検出し、最大 10 回までの再送により誤り訂正を行なう。
- **合同欧州プロジェクト下の Magic WAND** Magic WAND (Wireless ATM Network Demonstrator) は、マルチメディア情報アクセスのための移動端末のデモンストレーションを開発する合同欧州プロジェクトであり、1995 年の 10 月から 3 年の計画である。European Council ACTS (Advanced Communications Technologies and Services) プログラムの後援である。6 企業と 5 大学がプロジェクトに参加している。5GHz 帯で 20Mbps を実現するデモンストレーションシステムを目指しており、また 17GHz 帯の技術を研究している。総合的な目標は、ETSI で標準化されるべく無線 ATM アクセスデモンストレーションシステムを設計することである。このシステムは、位置に依らず、広帯域ネットワークへ中程度の容量 (20Mbps) でアクセスできることが期待されている。

## ■ 日本

- **郵政省通信総合研究所の無線 ATM LAN** 郵政省がミリ波 LAN のターゲット周波数として 59~64GHz を指定して。これを踏まえて、郵政省通信総合研究所 (CRL: Communications Research Laboratory) が 59~60GHz 帯のミリ波構内通信システムの開発を進めている [50,47,48]。
- **NTT の ATM Wireless Access** NTT ワイヤレスシステム研究所が提案するのが、プライベート LAN/WAN と公衆環境とから ATM ネットワークへの無線アクセスを提供する AWA

(ATM Wireless Access) [61,41] である。ITU によって標準化される FPLMTS (Future Public Land Mobile Telecommunication System) (2Mbps 実現のために 2GHz 帯の 230 MHz が割り当て済み) や欧州の RACE プログラムの中の MBS (Mobile Broadband System) よりも高速の伝送を目指す。このシステムは ATM 転送を実現するために設計されており、シームレスな ATM のエンド-エンド接続を達成するために ATM をベースとする広帯域ネットワークに接続される。このシステムは“アクセス”システム故に、低移動度のアプリケーション用に設計されている。また、10GHz 以上の帯域はシャドウイングの影響が無視できないこともその理由の一つである。しかしながら、シャドウイングの影響は強指向性アンテナの使用により軽減でき、またアンテナの小型化が図れることも考慮されている。セル転送については、ヘッダとトレイラはあり得るが HEC は使用しないものとし、FEC と CRC については検討中であるということ以外、具体案は明らかにされていない。付け加えて、誤り検出を理由にペイロードとヘッダとは別々に扱われ、ヘッダに誤りのあるセルは廃棄され、ペイロードに誤りのあるセルは廃棄されないことになっているが、これは意外な方針である。これは確かに ATM の基本理念に沿ってはいるが、高信頼な伝達メディアを想定している ATM にはペイロード部の誤り検出機能はない。マルチアクセスにはマルチサービス動的予約 TDMA を使用する。ATM セル当たり 2 バイトの長さのタイムスタンプを各 ATM セルのヘッダに追加し、これにより QoS 制御を行なう。様々なアプリケーションの要求するビットレートを検討した結果、パーソナルコミュニケーションを目的とした高品質サービスを提供するには 10Mbps で十分であると判断している。これが AWA のユーザ当たりのターゲットビットレートであり、片方向のインタフェース速度は 30 - 80 Mbps を必要とする (但し TDD と FEC を採用)。変調方式として差分検波による QPSK または  $\pi/4$ -QPSK を想定している。検討の結果、マイクロセル/ピコセル構成では実現可能であろうとしている。

## ■ 米国

- AT & T ベル研の SWAN これまで 40GHz 以上の周波数帯を実用の無線局に認めないという周波数監理上の規則があったため、他国に比べて大型のプロジェクトは遅れ気味である。その中でベル研が開発を進めているのが SWAN (Seamless Wireless ATM Network) である [62,63]。基地局となる PC や WS と移動ホストとの間の通信は、双方に装着する FAWN (Flexible Adapter for Wireless Networking) と呼ぶアダプタカードにより行なう。2.4GHz 帯における帯域幅 1MHz の FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum) 信号により 625kbps を実現する。
- NEC C & C 研究所の WATMnet 一方、NEC C&C Research Laboratories が提案するシステムでは、半径 100 m のピコセル環境で 8 Mbps を実現し、さらにアンテナと変調方式の改良により半径 500 m のマイクロセル環境での実現を目指している [33,51]。一つあるいは

整数分の一の ATM セルを無線区間で伝送する。無線 ATM 用に無線データリンク層とマルチアクセス層とを備える。データリンク層は誤り検出と再送を基本とする制御を行なう。マルチアクセス層ではダイナミック予約型プロトコルを採用し、time-of-expiry に基づくスケジューリングによる QoS 制御を行なう。ハンドオフはデータリンク層で行なう。

- **AT & T ベル研の BAHAMA** AT & T Bell Laboratories は BAHAMA[64,65] と呼ぶ無線 ATM LAN システムを提案している。その基本的な特徴はアドホックなネットワークにある。すなわち、ネットワークが自己組織化することである。これは、予め定められたトポロジーというものが存在せず、ネットワークの基本要素である PBS (Portable Base Station) がネットワークへ追加/ネットワークから削除された後にトポロジーを決定するためのコミュニケーションを取ることを指している。PBS は簡単な構成になっているので、ATM セルの分割・再構成は portable unit で行なう。最も実行可能な方法でモビリティを確保するために、相手先アドレスに基づいたルーティングを行なう新しい VPI/VCI の概念が導入されている。モビリティは適応ホーミングアルゴリズムにより実現される。無線データリンク層は ARQ と FEC を併用して高い信頼性を確保する。マルチプルアクセスプロトコルとして DQRUMA (Distributed-Queuing Request Update Multiple Access) を採用している。現在、BAHAMA に基づいたプロジェクト「Mobile Information Infrastructure」が Bell Laboratories と Sun Microsystems により進められている。

#### ■ オーストラリア

国立研究機関の CSIRO (Commonwealth Scientific and Industrial Research Organisation) が中心になって、40~60GHz で 100Mbps クラスの無線 LAN を開発することを目標に、ミリ波デバイスの MMIC 化、アンテナ、伝搬などの研究が進行中である。広角パターンアンテナ (モノコーン、3 素子導波管アレイ、リングスロット) とビーム走査型アンテナの試作が報告されている。リングスロットアンテナは MMIC との集積化に適合性がよく、次のステップとして GaAs-MMIC との集積化が計画されている。試作アンテナを用いて、60~61GHz 帯での伝搬測定が行われている他、健在の反射測定、幾何学的手法による伝搬推定モデルの検討も行われている。61~62GHz 帯において ATM 対応無線 LAN システムの構成に関する提案も行われている。

#### ■ カナダ

ミリ波帯の屋内高速無線通信システムに関連した研究は、カナダ産業省通信研究センター (CRC: Communication Research Centre)、産官学の出資による TRILabs、カナダ政府の出資による産官学が参加した CITR (Canadian Institute for Telecommunications Research) の 3 つの研究所と 7 つの大学により、Carleton 大学の研究者が中心となって進められている。20 ~ 60 GHz 帯で 160Mbps 程度の超高速伝送を実現するミリ波システムである。システムの実装ではリーディングエッジミリ波 (leading-edge millimeter-wave) 技術と表面弾性波 (SAW: surface-acoustic-wave) 技術が使用される。

表 2.4 開発中の無線 ATM のスペック

<i>Invented Region</i>	Europe (MBS)	Canada	Japan (by CRL)	Australia
<i>Data rate</i>	155Mbps	155Mbps	155Mbps	100Mbps
<i>ATM support</i>	yes	yes		yes
<i>Mobility</i>	~ 100km/h	portable	portable	~ 2m/s
<i>Applications</i>	in-/outdoor	indoor	indoor	indoor
	all business sectors	office	office	office
<i>Frequency bands</i>	62~65GHz	20~60GHz	59~64GHz	60/40~65GHz
<i>Modulation</i>	16QAM/40QAM	BPSK	BPSK	
<i>Access Method</i>	TDMA	TDMA	TDMA	TDMA
<i>Duplex Method</i>	FDD	TDD		
<i>Number of Channels</i>	34			
<i>Channel Allocation</i>	dynamically	fixed		dynamically
<i>Handover</i>	yes			

基地局と移動端末とはマルチビームセクタ化アンテナを適用する。TDM を使用する場合、マイクロセル当たりの双方向トラヒックの実質的最大値は 60 ~ 75 Mbps である。セル半径は約 30 ~ 50 m。時間ダイバーシチを基本とする耐マルチパス手法を取る。マルチアクセスプロトコルは適応レート型ポーリングを基本とし、ATM セルは 64 バイトのパケットにカプセル化されて伝送される。誤り制御は ARQ を基本とし、低速フェージングにはセクタまたは基地局の切替えで対処する。1996 年には、MMIC (Monolithic microwave integrated circuit) /MHMIC (Miniature hybrid MIC) モジュール、マイクロストリップアンテナ、SAW ベースの耐マルチパス技術などを併用した、40Mbps で動作するデモンストレーションシステムが開発中である。

## 2.5 おわりに

本章では、メディア統合無線アクセスアーキテクチャに関する基礎知識を提供するとともに、その課題と現状および展望について無線 ATM を中心に述べた。

ATM は現在、バックボーンを中心に急速に普及している段階である。今後は、より高速な ATM スイッチが低価格で手に入るようになるにつれて、家庭やオフィスにも ATM が浸透していくであろう。一方、高性能化が続く携帯型計算機が広く普及するとともに、LAN および無線 LAN の整備も各所で進められている。また、無線 ATM を提供できるだけの技術も利用できつつある。このような状況から見て、ATM を基礎とする無線アクセス技術への要求が高まるという観測もかなりの信頼性を得てきている。さらに、無線 ATM の研究開発が世界各国で進められているという現状と、ATM Forum において無線 ATM に関する活動が開始されているということも、無線 ATM をより現実化するものである。

## ■ ■ ■ 【参考文献】 ■ ■ ■

- [1] 山内 正弥 (監修), パケット交換技術とその応用, 電子情報通信学会 (1980).
- [2] R. O. Onvural, *Asynchronous transfer mode networks*, Artech House, Boston, 2nd edition (1995).
- [3] U. Black, *ATM: Foundation for Broadband Networks*, Prentice-Hall, NJ (1995).
- [4] 青木 利晴, 青山 友紀, 濃沼 健夫 (監修), 広帯域 ISDN と ATM 技術, 電子情報通信学会 (1995).
- [5] 富永 英義, 石川 宏 (監修), 標準 ATM 教科書, アスキー出版局 (1995).
- [6] 青木 利晴 他, 高速広帯域通信とネットワークング, 培風館 (1994).
- [7] D. Bertsekas and R. Gallager, *Data Networks*, Prentice-Hall, NJ, 2nd edition (1992).
- [8] Anthony Alles, ATM インターネットワークング, 日経 BP 出版センター (1995).
- [9] 檜尾 次郎, 木下 研作, 是友 春樹, 鈴木 三知男, 勅使河原 可海, 次世代 LAN とネットワークング, 共立出版 (1995).
- [10] H. L. Truong, W. W. Ellington Jr., J.-Y. L. Boudec, and A. X. Meir: "LAN Emulation on an ATM Network", *IEEE Commun. Mag.*, **33**, 5, pp. 70-85 (May 1995).
- [11] M. Laubach: "Classical IP and ARP over ATM", *RFC 1577* (Jan. 1994).
- [12] B. L. Tierney, W. E. Johnston, J. R. Lee, and G. Hoo: "Performance Analysis in High-Speed Wide Area IP-over-ATM Networks: Top-to-Bottom End-to-End Monitoring", *IEEE Network*, **10**, 3 (May/June 1996).
- [13] H. J. Chao, D. Ghosal, D. Saha, and S. K. Tripathi: "IP on ATM Local Area Networks", *IEEE Commun. Mag.*, **32**, 8, pp. 52-59 (Aug. 1994).
- [14] 村井 純, インターネット (岩波新書), 岩波書店 (1995).
- [15] Craig Partridge, *Gigabit Networking*, Addison-Wesley (1994).
- [16] Kevin WWashburn and Jim Evans, TCP/IP バイブル, SOFTBANK, 東京 (1994).
- [17] H. Schulzrinne, S. Casner, R. Frederick, and V. Jacobson: "RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications", *RFC 1889* (Jan. 1996).
- [18] L. Delgrossi and L. Berger (Ed.): "Internet Stream Protocol Version 2 (ST2) — Protocol Specification — Version ST2+", *RFC 1819* (Aug. 1995).
- [19] L. Zhang, S. Deering, D. Estrin, S. Schenker, and D. Zappala: "RSVP: A New Resource ReSerVation Protocol", *IEEE Network*, **7**, 5, pp. 8-18 (Sept. 1993).
- [20] L. Delgrossi, *Design of Reservation Protocols for Multimedia Communication*, Kluwer Academic Publishers (1996).
- [21] S. Lin and Jr. D. J. Costello, *Error Control Coding: Fundamentals and Applications*, Prentice-Hall, NJ (1983).
- [22] S. Lin, Jr. D. J. Costello, and M. J. Miller: "Automatic-Repeat-Request Error-Control Schemes", *IEEE Commun. Mag.*, **22**, 12, pp. 5-17 (Dec. 1984).
- [23] D. J. Goodman, R. A. Valenzuela, K. T. Gayliard, and B. Ramamurthi: "Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", *IEEE Trans. Commun.*, **COM-37**, 8, pp. 885-890 (Aug. 1989).
- [24] N. M. Mitrou, G. L. Lyberopoulos, and A. D. Panagopoulou: "Voice and Data Integration in the Air-Interface of a Microcellular Mobile Communication System", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **VT-42**, 1, pp. 1-13 (Feb. 1993).
- [25] 寺岡 文男: "ホスト移動透過性を提供するプロトコル", *情報処理*, **35**, 12, pp. 1093-1098 (Dec. 1994).

- [26] C. Perkins: "IP Mobility Support", Technical report, RFC 2002 (Oct. 1996).
- [27] A. Bakre and B. R. Badrinath: "I-TCP: Indirect TCP for Mobile Hosts", in *Proc. 15th Int'l Conf. on Distributed Computing Systems (ICDCS)* (May 1995).
- [28] E. Amir, H. Balakrishnan, S. Seshan, and R. H. Katz: "Efficient TCP over Networks with Wireless Links", in *Proc. 15th IEEE Workshop of Hot Topics in Operating System* (May 1995).
- [29] H. Balakrishnan, S. Seshan, E. Amir, and R. H. Katz: "Improving TCP/IP Performance over Wireless Networks", in *Proc. 1st ACM Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (Mobicom)* (Nov. 1995).
- [30] H. Balakrishnan, S. Seshan, and R. H. Katz: "Improving Reliable Transport and Handoff Performance in Cellular Wireless Networks", *ACM Wireless Networks* (Dec. 1995).
- [31] R. Caceres and L. Iftode: "Improving the Performance of Reliable Transport Protocols in Mobile Computing Environments", *IEEE J. Select. Area Commun.* (June 1995).
- [32] E. Ayanoglu, S. Paul, T. F. Laporta, K. K. Sabnani, and R. D. Gitlin: "AIRMAIL: A Link-Layer Protocol for Wireless Networks", *ACM Wireless Networks*, **1**, pp. 47-60 (Feb. 1995).
- [33] D. Raychaudhuri and N. D. Wilson: "ATM-Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Networks", *IEEE J. Select. Area Commun.*, **SAC-12**, **8**, pp. 1401-1414 (Oct. 1994).
- [34] T. Norp, et al.: "UMTS integrated with B-ISDN", *IEEE Commun. Mag.*, **32**, **11**, pp. 60-65 (Nov. 1994).
- [35] R. R. Gejji: "Mobile Multimedia Scenario using ATM and Microcellular Technologies", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **VT-43**, **3**, pp. 699-703 (Aug. 1994).
- [36] H. Armbrüster: "The flexibility of ATM: supporting future multimedia and mobile communications", *IEEE Commun. Mag.*, **33**, **2**, pp. 76-84 (Feb. 1995).
- [37] A. S. Acampora, et al.: "Control and quality-of-service provisioning in high-speed microcellular networks", *IEEE Personal Commun.*, **1**, **2**, pp. 36-43 (Second Quarter 1994).
- [38] A. S. Acampora, et al.: "An Architecture and Methodology for Mobile-Executed Handoff in Cellular ATM Networks", *IEEE J. Select. Area Commun.*, **SAC-12**, **8**, pp. 1365-1375 (Oct. 1994).
- [39] O. Spaniol, et al.: "Impacts of Mobility on Telecommunication and Data Communication Networks", *IEEE Personal Commun.*, **2**, **5**, pp. 20-33 (Oct. 1995).
- [40] M. Schwartz: "Network Management and Control Issues in Multimedia Wireless Networks", *IEEE Pers. Commun.*, **2**, **3**, pp. 8-15 (June 1995).
- [41] M. Umehira, M. Nakura, H. Sato, and A. Hashimoto: "ATM Wireless Access for Mobile Multimedia: Concept and Architecture", *IEEE Personal Commun.*, **3**, **5**, pp. 39-48 (Oct. 1996).
- [42] J. C. S. Cheung, M. A. Beach, and J. P. McGeehan: "Network Planning for Third-Generation Mobile Radio Systems", *IEEE Commun. Mag.*, **32**, **11**, pp. 54-59 (Nov. 1994).
- [43] M. W. Garrett: "A Service Architecture for ATM: From Applications to Scheduling", *IEEE Network*, **10**, **3**, pp. 6-14 (May/June 1996).
- [44] D. Falconer: "A System Architecture for Broadband Millimeter-Wave Access to an ATM LAN", *IEEE Personal Commun.*, **3**, **4**, pp. 36-41 (Aug. 1996).
- [45] 井原: "ミリ波帯近距離伝搬利用システムの研究開発動向", 信学技報, AP94-126 (1995-02).
- [46] K. Uehara, et al.: "New Indoor High-Speed Radio Communication System", in *Proc. IEEE Vehicular Technol. Conf. (VTC'95)*, pp. 996-1000 (1995).
- [47] T. Ihara, et al.: "Research Activities on Millimeter-Wave Indoor Wireless Communication Systems at CRL", in *Proc. 4th IEEE Intern. Conf. on Universal Personal Commun. (ICUPC'95)*, pp. 197-200, Tokyo, Japan (Nov. 1995).

- [48] 加藤 明人, 三浦 裕子, 真鍋 武嗣, 井原俊夫: “60GHz 帯ミリ波を用いた 100Mbps 高速屋内デジタル無線伝送実験”, 信学技報, RCS95-85 (1995-10).
- [49] G. M. Stamatiou, et al.: “Packet Diversity Techniques for a Broadband ATM-Oriented Radio Indoor Environment”, in *Proc. IEEE Intern. Conf. on Commun. (ICC'94)*, pp. 566-570, New Orleans, LA, USA (May 1994).
- [50] T. Manabe, et al.: “Effects of Antenna Directivity on Indoor Multipath Propagation Characteristics at 60 GHz”, in *Proc. 6th IEEE Intern. Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC'95)*, pp. 1035-1039, Toronto, Canada (Sept. 1995).
- [51] D. Raychaudhuri: “Wireless ATM Networks: Architecture, System Design and Prototyping”, *IEEE Personal Commun.*, **3**, 4, pp. 42-49 (Aug. 1996).
- [52] A. Acampora: “Wireless ATM: A Perspective on Issues and Prospects”, *IEEE Personal Commun.*, **3**, 4, pp. 8-17 (Aug. 1996).
- [53] E. Ayanoglu, K. Y. Eng, and M. J. Karol: “Wireless ATM: Limits, Challenges, and Proposals”, *IEEE Personal Commun.*, **3**, 4, pp. 18-34 (Aug. 1996).
- [54] B. Walke, D. Petras, and D. Plassmann: “Wireless ATM: Air Interface and Network Protocols of the Mobile Broadband System”, *IEEE Personal Commun.*, **3**, 4, pp. 50-56 (Aug. 1996).
- [55] L. Fernandes: “Developing a System Concept and Technologies for Mobile Broadband Communications”, *IEEE Personal Commun.*, **2**, 1, pp. 54-59 (Feb. 1995).
- [56] B. Jülich, et al.: “Performance Analysis of an Intermediate-Hop Radio Network Architecture for MBS”, in *Proc. IEEE Vehicular Technol. Conf. (VTC'95)*, pp. 1001-1005 (1995).
- [57] B. Jülich, et al.: “Broadband wireless communication systems at 60GHz”, in *xx*, p. xx (1995).
- [58] D. Petras: “Medium Access Control Protocol for Transparent ATM Access in MBS”, *xx*, **x**, **x**, p. xx (xx 1995).
- [59] M. Horneffer, et al.: “Directed Antennas in the Mobile Broadband System”, <http://www.comnets.rwth-aachen.de/maho/files/paper.ps.gz>.
- [60] J. Porter and A. Hopper, *An ATM-Based Protocol for Wireless LANs*, Olivetti Research Ltd. Tech. Rep. 94.2, Apr. 1994, available at <ftp://ftp.cam-ori.co.uk/pub/docs/ORL/tr.94.2.ps.Z>.
- [61] M. Umehira, et al.: “An ATM Wireless Access System for Tetherless Multimedia Services”, in *Proc. 4th IEEE Intern. Conf. on Universal Personal Commun.*, pp. 858-862, Tokyo, Japan (Nov. 1995).
- [62] P. Agrawal, et al.: “SWAN: A Mobile Multimedia Wireless Network”, *IEEE Personal Commun.*, **3**, 2, pp. 18-33 (Apr. 1996).
- [63] E. Hyden, et al.: “SWAN: An Indoor Wireless ATM Network”, in *Proc. 4th IEEE Intern. Conf. on Universal Personal Commun. (ICUPC'95)*, pp. 853-857, Tokyo, Japan (Nov. 1995).
- [64] K. Y. Eng, et al.: “BAHAMA: A Broadband Ad-Hoc Wireless ATM Local-Area Network”, in *Proc. IEEE Intern. Conf. of Commun. (ICC'95)*, pp. 1216-1223, Seattle, WA (June 1995).
- [65] M. Karol, et al.: “Mobility-Management and Media-Access Issues in the BAHAMA Wireless ATM LAN”, in *Proc. IEEE ICUPC '95*, pp. 758-762 (Nov. 1995).

## 第 3 章



# ABRトラヒックのリソース割当

メディア統合型無線アクセスにおいて複数の送信局が種々の表現メディアを共有電波媒体を介して基地局へ送信する際には、まず音声・映像等に電波資源を優先的に割り当て、残余資源をデータ送信局にいかにより割り当てるかが問題となる。本節では、無線 TDMA により電子メールやファイルなどの蓄積型データ（メッセージ）を伝送する場合のリソース割当手法に焦点を当てる。まずメッセージ伝送における、端末側 MAC 部と基地局側 MAC 部の基本構成を述べる。次いで基地局側 MAC 部に搭載するリソース割当アルゴリズムとして、MAF (Monopolistic Allocation to the First-in terminal) と ES (Equal Sharing) の両アルゴリズムを示す。さらに、計算機シミュレーションによりこれらの基本特性を明らかにする。アクセス遅延・平均スループット・スループット分散・情報スロット使用率等を性能評価指標として両アルゴリズムを相対評価した結果、計算量は多いものの、高い平均スループットと低スループット分散を実現できる ES アルゴリズムがメッセージ伝送には適していることを明らかにしている。



### 3.1 はじめに

メディア統合型無線アクセスアーキテクチャの構築に当たっては、メディアごとに異なるトラフィック特性および QoS (Quality-of-Service) 要求条件を保証することが肝要である [1,2]。そのためには、メディアの種別ごとに異なる処理を行なう必要がある。ここでいう“異なる処理”とは、具体的には、メディア種別ごとに異なる変調多値数を設定する、あるいは異なる送信パワーを設定するといった方法である。これらは物理層に対するアプローチである。同じくデータリンク制御層に対するアプローチとして、メディア種別ごとに異なる誤り訂正能力を有する誤り訂正符号を適用する [3-5]、あるいは異なる再送方式を適用するなどの方法も考えられる。本節では、物理層とデータリンク制御層との中間に位置付けられるメディアアクセス制御 (MAC: Medium Access Control) 層に対するアプローチを対象にする。

移動通信のように複数の送信局が電波媒体を共有するシステムでは、MAC 層の機能が特に重要である [6]。MAC 層の目的は複数の送信局に電波資源 (以下、単にリソースと呼ぶ。具体的には周波数、時間、拡散符号を指す) を割り当てることにある。固定レート符号化された音声信号の通信を想定している従来の無線通信システムでは、MAC プロトコルとして回線接続型プロトコルを採用している。つまり、一定量の情報を周期的に発生する情報源に対して、一定量の情報を伝送できるだけのタイムスロット (以下、単にスロットと呼ぶ) を、情報が発生するのと同じ周期で確定的に割り当てる方式である。

このような従来の回線接続型プロトコルに対して、次世代向け MAC プロトコルとしてパケット交換型プロトコルが種々提案されている [7-9]。これらは、固定長パケットを発生する情報源を仮定し、パケットが発生した時にのみスロットを割り付ける方式である。音声の有音区間のみをパケット化する音声符号化を想定すれば、無音区間はリソースが使用されず、それだけ多重効果が高まるという利点がある。さらに、これらの次世代向け MAC プロトコルに基づいて、将来のマルチメディア化に向けた第一歩として音声とデータとを統合的に伝送するためのプロトコルの改良や新たなプロトコルの開発も行なわれている [10-13]。しかしながら、これらの検討では音声に対してデータが付随的に取り扱われていた。言い替えれば、音声の主、データが従の関係にあり、音声のすき間 (無音区間) を利用してデータをどの程度送信することができるか、データをどの程度詰め込むことができるか、といった観点からの検討でしかなかった。

しかしながら、真の意味でのメディア統合を実現するには、データメディアのための、データメディアに適した MAC プロトコルを探求する必要がある。このような考えに基づき、本節ではデータメディアに対する MAC プロトコルに関して論じる。以下、3.3 では本章で検討するシステムの概略を述べる。3.4 では、メッセージ伝送における端末側 MAC 部と基地局側 MAC 部の機能および構成について述べた後、基地局側 MAC 部に搭載するリソース割当アルゴリズムについて説明する。3.5 では計算機シミュレーションによるアルゴリズムの評価を行う。

## 3.2 ABRトラヒックとリソース割当

### 3.2.1 ABRトラヒックとメッセージ

ATM ネットワークにおける ABR (Available Bit Rate) クラスは、2.4.3 で説明した通り、QoS 保証を要求しないデータトラヒック向けのサービスクラスである。ABR を規定するパラメータは、PCR、CDVT、MCR の 3 つのトラヒックパラメータと、QoS パラメータの CLR である。これらのパラメータをネットワーク側へ要求できるクラスが、ATM が本来規定している ABR クラスである。しかしながら、本章では、ABR という言葉を本来のものとは少し異なった意味合いで用いる。すなわち、本章では ABR トラヒックを、トラヒックパラメータ・QoS パラメータをネットワーク側へ申告しない非即時 (非リアルタイム) 性トラヒックと捉える。そして、発生するデータを“メッセージ”と呼ぶことにする。以下、メッセージについて説明する。

データはそのトラヒック特性により次の 2 つに大別できると考える。TCP/IP 上のアプリケーションを例にとれば、第 1 は比較的長い蓄積型データであり、FTP (File Transfer Protocol) が扱うファイル、SMTP (Simple Mail Transfer Protocol) が扱う電子メール、NNTP (Network News Transfer Protocol) が扱う電子ニュース、HTTP (HyperText Transfer Protocol) が扱うホームページなどがある。第 2 は比較的短く、散発的に発生するデータであり、Telnet に代表される会話型通信で発生するデータである。このように、アプリケーションに応じてデータの特性が異なる。

ここで、本節の検討対象である“メッセージ”の概念を図 3.1 に示す。データを 2 種類に大別した場合の前者がシナリオ A、後者がシナリオ B および C に対応する。まずシナリオ A から説明する。シナリオ A は、アプリケーション (あるいはトランスポート層やネットワーク層と考えてもよい) がファイル、画像、テキストなどの、比較的まとまった量のデータを一度に発生した場合を想定している。この場合、途中で様々な処理が施されるだろうが、とにかくこれらのデータが DLC 層で DLC の PDU (Protocol Data Unit) 単位に分割されてバッファに蓄積され、伝送待機状態に入る。このような状況において、アプリケーションが発生したファイル、画像、テキストなどのデータを本章では“メッセージ”と呼ぶ。

シナリオ B および C は、シナリオ A の場合に比べて短いデータが連続的に発生する場合を想定している。シナリオ B は、DLC 層に至る前に何らかのバッファがあり、アプリケーションが発生した複数のデータがこのバッファに一時的に蓄積される場合を表している。このバッファは、データがある程度蓄積されたら、蓄積されたデータをひとつの集合として一度に DLC 層へ受け渡す。このような機構を組み込むことで、シナリオ A と同様にメッセージを考えることができる。すなわちシナリオ B では、この一時的なバッファに蓄積されるデータの集合をひとつのメッセージと見なす。DLC 層および MAC 層は、アプリケーションが発した個々のデータではなく、受け渡されるメッセージをその処理単位とする。

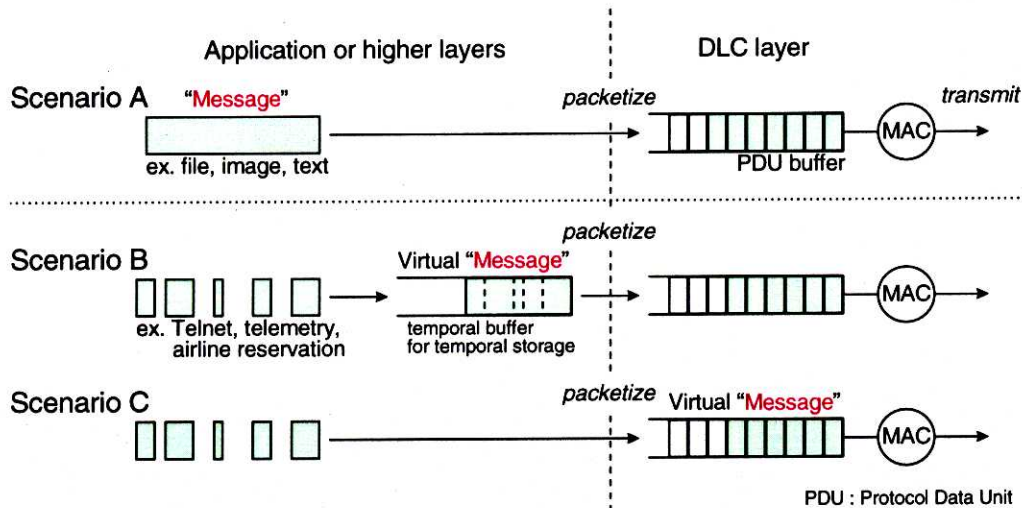


図 3.1 メッセージの概念

シナリオ C は一時的なバッファを DLC 層に設ける場合である。DLC 層の PDU バッファにある程度の PDU が蓄積された時点で、蓄積された複数の PDU をひとつのメッセージと見なし、このメッセージに対する伝送処理に移る。

以上、3つのシナリオについて説明した。ここで、シナリオ B と C の意義を説明しておく必要がある。両シナリオは、バッファを導入することで、いわば無理矢理メッセージを生成している。この理由は、シナリオ B と C で想定しているトラフィック、すなわち散発的に比較的短く発生するトラフィックに対しては、メッセージとは異なる MAC プロトコル（リソース割当）を想定しているからである。これについては次節で説明する。

異なる観点から捉えれば、メッセージとは、「DLC 層および MAC 層に対して伝送要求が出された時点で DLC 層のバッファに格納されているデータ」であるといえる。シナリオ A と B では、DLC 層へメッセージが到着した時点で伝送要求が発生し、シナリオ C では DLC 層の PDU バッファにある数の PDU が蓄積されたら伝送要求が発生するからである。したがって、メッセージの最小値は DLC 層の 1 PDU である。

### 3.2.2 リソース割当方針

ATM ネットワークでは、CBR (Constant Bit Rate)、VBR (Variable)、ABR (Available)、UBR (Unspecified) の各サービスクラスが設けられており [14]、各表現メディアはそのトラフィック特性や QoS 要求に応じてこれらのサービスクラスを使い分ける。例えば、固定レート符号化した音声や映像は

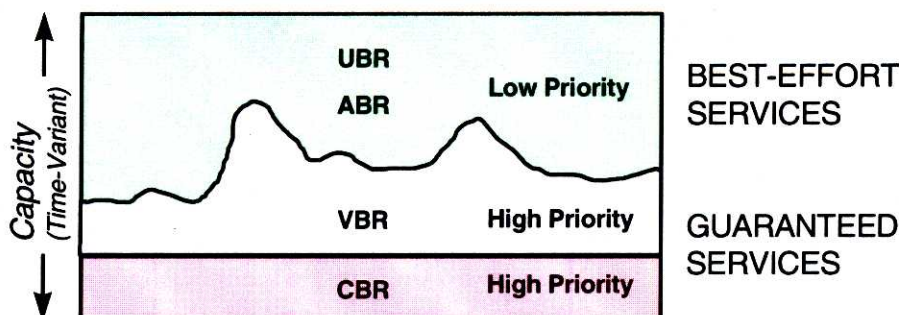


図 3.2 リソース割当

CBR を、可変レート符号化した音声や映像は VBR を、そしてコンピュータ間通信のデータは ABR または UBR を選択する (45 ページ参照)。

各種サービスクラスを空間というひとつの伝達メディアを介して通信する際には、各クラスに対してリソースを分配する仕方が重要となる。これをリソース (資源) 割当、リソース分配、リソーススケジューリングなどと呼ぶ。時分割型伝送の場合には (タイム) スロット割当と呼ぶこともある。リソース割当を行なうときの基本的な考え方は、有線無線を問わず同じであるといえる。時分割無線伝送、すなわちタイムスロットがリソースに相当する場合を例にとり、その考え方を説明する。

まず CBR クラスに対しては、そのピークレートを収容できるだけのタイムスロットを確定的に割り当てる。これは従来の回線接続方式と同じ考え方である。

続いて VBR クラスに対しては、統計多重効果を高めるための割当方式を採用する。そのひとつは、平均レートに相当する量のタイムスロットを確定的に割り当て、平均レートを越えるトラヒックに相当する量のタイムスロットはその都度割り当てる方法である。別の方法としては、平均レートとピークレートの中間に相当する量のタイムスロットを割り当てる方法も考えられる。どの程度のタイムスロットを割り当てれば良いかは、平均レートとピークレートの比やトラヒックの変動量によって異なり、一般的な手法は確立されていない。また、割り当てられたリソース量を越えないトラヒックを出力する必要があることから、送信前のバッファリングによるトラヒックの平均化が必要である。

ABR および UBR は QoS の保証を要求しないクラスである。そこでこれらのクラスには “best effort (最善努力型)” のサービスが提供される。これと対比させて、CBR および VBR クラスに提供されるサービスを “guaranteed (保証型)” サービスと呼ぶ。その概念を図 3.2 に示す。その意味は、CBR および VBR クラスに高い優先度を与え、リソースを優先的に割り当てることでこれらのクラスの QoS を保証し、残りのリソースを低優先度の ABR および UBR クラスで融通することにある。このように、ABR と UBR に対しては、トラヒックパラメータ・QoS パラメータ主導ではなく、ネットワーク

側主導でリソースが割り当てられる。

以上に述べたように、様々なサービスクラスを無線通信で統合的に取り扱うには、MAC 層が上位層との関係を計り、各サービスクラスを認識した上で、各サービスクラスに応じたアクセス手法を適用することが必須である。

このような観点から、ABR および UBR クラス、すなわちデータを対象とする MAC プロトコルを再考してみたい。過去に、データと音声との統合伝送を目指した MAC プロトコルがいくつか提案され、その特性の検討が行なわれている [10-13]。しかしながら、これらの検討では、データに対する MAC プロトコル、さらに言えば、データに適した MAC プロトコルが検討されていない。すなわち、そこで検討されている MAC プロトコルは、データトラヒックを発生した端末が空きリソースへランダムアクセスする単純なものでしかない。従来、無線データ通信の MAC プロトコルとして ALOHA、Slotted ALOHA、CSMA 等が検討されてきたが、これら従来のプロトコルを単に適応したという感が否めない。また、無線 ATM 向けの MAC プロトコルが提案されているが [15,4]、先のデータ/音声統合プロトコルの場合と同じく、データ用 MAC プロトコルの詳細な検討はなされていない。

以上の事柄を背景に、本章ではデータ向け MAC プロトコルに関する検討を行なう。前節でデータを 2 種類に大別したが、その中のメッセージ、すなわち比較的長い蓄積型データを対象とする。また、もう一方の散発的な比較的短いデータに対しても、図 3.1 のシナリオ B および C のようにバッファによる一時的な蓄積を行なえば、メッセージとして取り扱える。

なお、一時的なバッファリングを行わない場合には、メッセージを対象とする MAC プロトコルとは異なる MAC プロトコルを適用することを考えている。散発的で比較的短いデータの中には、Telnet で発生するデータのように、QoS 保証は要求しないまでも、実時間性を保証することが望ましいデータもある。このようなデータに対しては、空きタイムスロットへのランダムアクセスを行なうことで、メッセージとして取り扱うよりも遅延時間を小さくできると考える [16]。

### 3.3 システムモデル

#### 3.3.1 前提

メッセージを発生する端末のみを対象にする。端末は発生したメッセージを固定長の情報パケットに分解し、時分割無線チャネルにより情報パケット単位で伝送する。また、複数の端末 (User Terminal) が単一の基地局 (Base station) へ向けてメッセージを送信する方向であるアップリンクを対象とする。そのため、後ほど述べるようにアップリンクを主体としたフレーム/スロット構成をとる。なお、複数の基地局で構成されるセルラー環境や、変調方式・電波伝搬現象などの物理層部分は検討の対象か

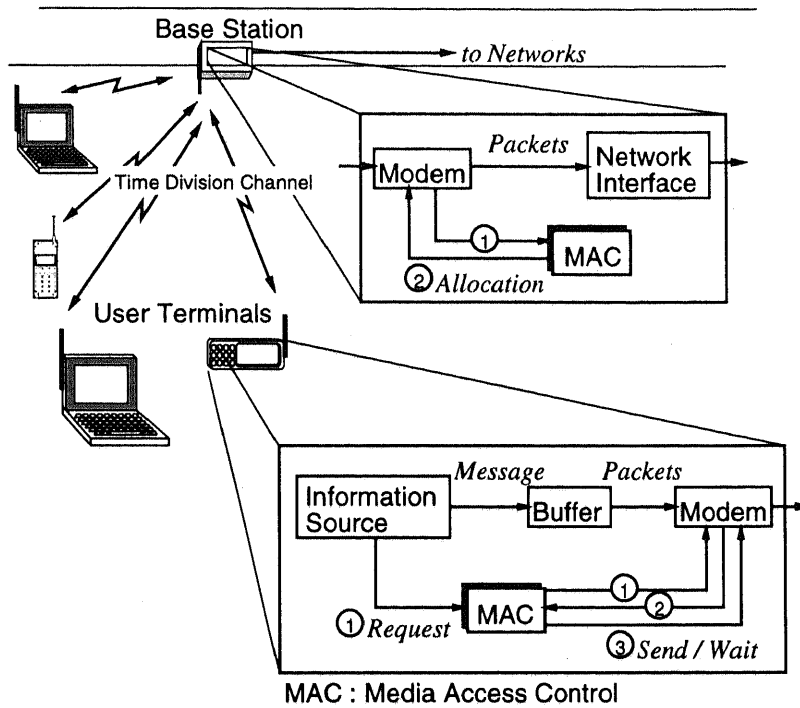


図 3.3 端末/基地局の基本構成と基本動作

ら除く。

### 3.3.2 全体構成

全体構成を図 3.3 に示す。端末は、メッセージを発生する情報源、メッセージを蓄積するバッファ、および変復調器の 3 つから構成され、MAC 層の機能を果たすソフトウェア (MAC 部) をメモリに記憶している。一方の基地局は、ネットワークとの接続のためのネットワークインタフェースと変復調器の 2 つのハードウェアから構成され、各端末に割り当てるリソース量の制御を行う MAC 部をメモリに記憶している。

メッセージ送信時の基本動作を説明する。メッセージを生成した情報源はメッセージをバッファに格納すると同時に MAC 部に送信要求信号を出す (①)。送信要求を受けた端末側 MAC 部は、無線を介して基地局側 MAC 部へ送信要求信号を受け渡す。基地局側 MAC 部は端末に割り当てるべきリソース (タイムスロット番号) を算出し、その結果を無線を介して端末側 MAC 部へ通知する (②)。通知を受けた端末側 MAC 部は、割り当てられたタイムスロット番号に基づいて送信信号あるいは送信待機信号を変調器に対して出し、情報パケットの送出を制御する (③)。情報パケットを受信した基地局は、受信した情報パケットをネットワークインタフェースを介してネットワークへ伝送する。情報パケット

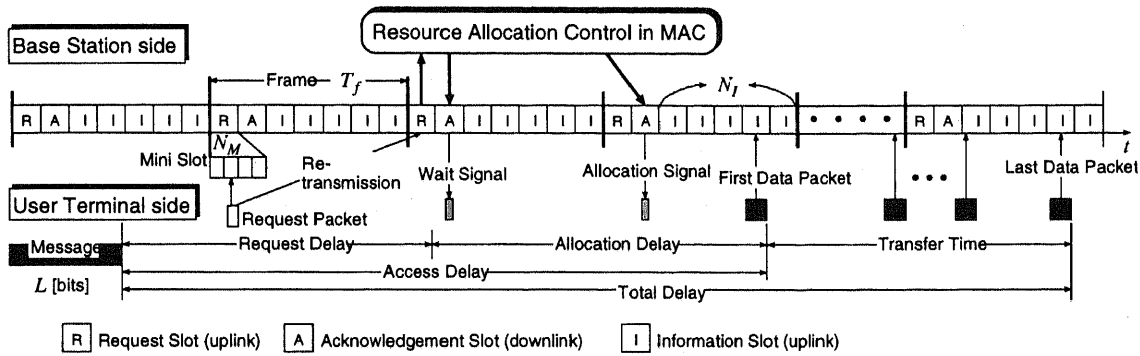


図 3.4 物理チャネル構成

の宛先によってはネットワークへ送出せずに、基地局から他の端末へ向けて伝送する場合もある。

### 3.3.3 物理チャネル構成

無線信号により、アップリンクを主体とするフレーム周期  $T_f$  の TDMA/TDD (Time Division Duplexing) を構成する。フレームは固定長のタイムスロットの集合である。これを図 3.4 に示す。スロット長は単位情報パケットの長さに等しい。確認 (Acknowledgement) チャンネル、要求 (Request) チャンネル、情報 (Information) チャンネルの 3 つの機能別チャンネルをフレーム内の各スロットにマッピングする。本検討では、フレームの先頭第 1 スロットを確認チャンネル、第 2 スロットを要求チャンネルと定義し、残り  $N_I$  個のスロットを情報チャンネルと定義する。要求スロットはさらに  $N_R$  個のミニスロットに分割し、スロット付きアロハで処理する。

### 3.3.4 メッセージ伝送手順

続いて、図 3.3、3.4 を参照しながら、メッセージ伝送手順を説明する。

#### 【リソース要求手順】

あるフレーム内でメッセージを発生した端末は、次フレームの要求スロットを待つ。要求スロットにおいて、端末側 MAC 部は  $N_M$  個の中からランダムに選択したミニスロットでリソース要求パケットを送信する。要求パケットは、端末 ID を基地局へ通知するためのものであり、情報パケットよりも小さい。衝突や伝送エラーのために要求パケットが基地局で正確に受信されない場合を除き、要求スロットに続く確認スロットで応答信号が端末に返される。応答信号が確認できない場合は、さらに次のフレームで再要求する。再要求を含む要求パケットの最大送信回数を  $P_{max}$  とする。

#### 【情報伝送手順】

要求スロットにおいて端末からのリソース要求パケットを受信した基地局側 MAC 部は、直ちに確

認スロットで端末に対して応答信号を返信する。応答信号には待機 (Wait) 信号と割当 (Allocation) 信号とがある。待機信号の目的は、要求パケットを受信したことを端末に通知することと、一時的なリソース不足のためにメッセージ伝送の待機を要請することにある。割当信号の目的は、要求パケットを受信したことを端末に通知することと、端末に割り当てたリソースを通知することにある。割り当てたリソースとは、本検討では情報スロット番号のことである。待機信号を受けた端末側 MAC 部は、次フレーム以降で基地局から送信される割当信号を待つ。

割当信号を受信した端末は情報伝送モードに入る。端末側 MAC 部は受信した割当信号を取り込み、割り当てられたスロット番号を取り出す。そのスロット番号をもとに、割り当てられた情報スロットにおいて情報パケットを送信する。

#### 【リソース変更手順】

ある端末がメッセージを送信している際に、他の端末が新たにメッセージ伝送を開始するか、あるいはメッセージ伝送を終了する場合、端末はそれまでに使用していた情報スロットの変更を求められることがある。これがリソースの変更である。変更後の情報スロット番号は確認スロットで通知される。通知を受けた端末は、新たな情報スロットにて情報パケット伝送を継続する。

#### 【リソース解放手順】

端末は、最後の情報パケットを送信する際、情報パケット内にある、最終パケットを示すビットを立てる。基地局は本ビットにより最終パケットが送信されたことを知る。最終パケット受信後、基地局は端末に割り当てられていたリソースを解放する。

## 3.4 リソース割当手法

### 3.4.1 メッセージ伝送モデル

前節での説明に基づきながら、メッセージ伝送をより詳細にモデル化したものを図 3.5 に表す。メッセージ伝送中の端末 #3、#7、#5 に加えて、端末 #8 が新たに加わった様子を表している。まず端末側を説明する。端末はメッセージを格納するための有限長バッファと変調器、およびパケットの送信を制御する MAC 部を有する。メッセージは固定長パケットに分割されてバッファに格納される。一方、基地局側はリソース割当制御を行う MAC 部をメモリ上に保持している。基地局側 MAC 部はリソース割当アルゴリズムと端末リストから構成される。端末リストは、メッセージ伝送中の端末とメッセージ伝送を要求する端末の各 ID を保持する。保持できる端末数の上限は  $N_L$  である。リストの端末数が既に  $N_L$  の場合、新たなメッセージ伝送の要求を拒否し、呼損とする。リソース割当アルゴリズムは、端末リストに記憶されている端末数を参照し、各端末に割り当てべきリソース量を求めるもの



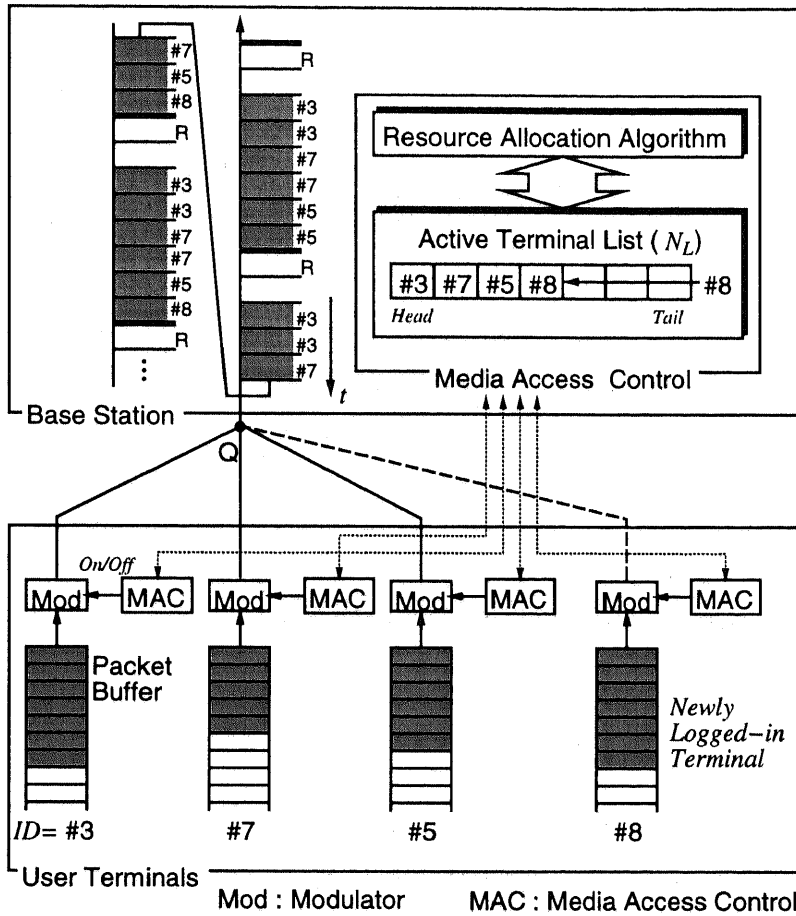


図 3.5 メッセージ伝送のモデル

である。各端末から出力されるパケットは伝送路に沿って基地局へ伝送される。各端末からの伝送路は、基地局へ向かう一つの伝送路に図中 Q 点で結合するものとモデル化できる。

### 3.4.2 リソース割当アルゴリズム

リソース割当アルゴリズムの第一の目的は、複数の端末からの信号が Q 点で衝突しないように各端末にリソースを割り当てることにある。しかしながらその他に、メッセージ伝送の観点からはアクセス遅延時間・スループット・公平性、電波資源の有効利用の観点からは情報スロット使用率、また実装の観点からは計算量などを考慮しなければならない。本論文で比較検討する 2 つのアルゴリズムについて説明する [17]。

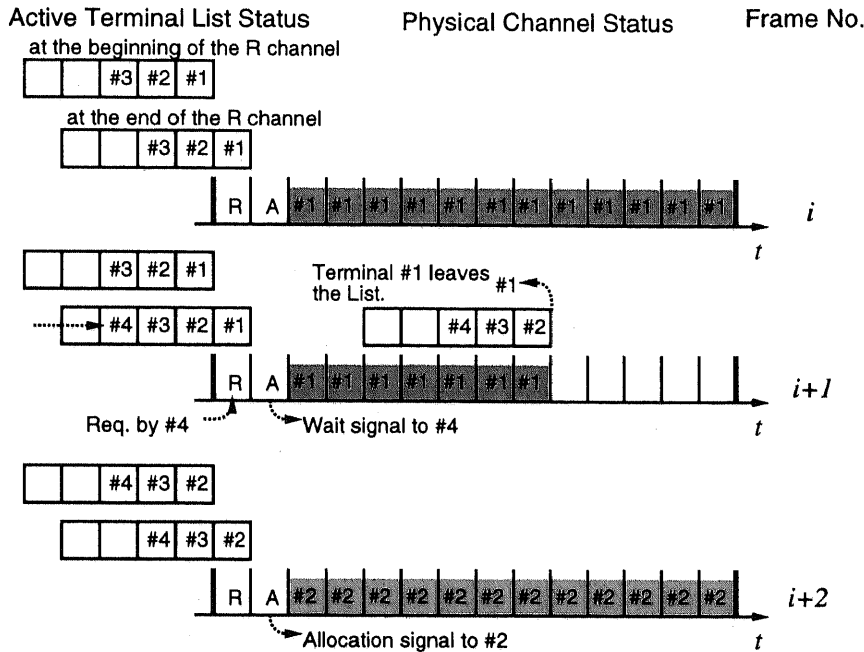


図 3.6 MAF アルゴリズムによるリソース割当例

### 3.4.2.1 MAF アルゴリズム

MAF とは Monopolistic Allocation to the First-in Terminal の略である。図 3.6 に基づいて説明する。第  $i$  フレームの要求スロット開始時点で、端末リストは、第  $i-1$  フレームからメッセージ伝送を継続している端末 #1、#2、#3 を記憶している。要求スロットで新たなメッセージ伝送要求がないために、要求スロット終了時点で端末リストに変化はない。基地局は既に第  $i$  フレームより前の時点で、端末リストの先頭に記憶されている端末 #1 に対してすべての情報スロットを割り当てている。これが MAF の意味である。

続く第  $i+1$  フレームでは、端末 #4 からのメッセージ伝送要求を要求スロットで受信したので、端末リストは最後尾に端末 #4 を追加する。続く確認スロットでは端末 #4 に対して送信待機信号を通知する。第  $i$  フレームと同様に、基地局はすべての情報スロットを端末 #1 に割り当てており、端末 #1 が送信する情報パケットを受信する。図では、端末 #1 が、割り当てられた情報スロットのすべてを使い切ることなく、途中でメッセージの伝送を終了する様子を示す。受信した情報パケット中に最終パケットを示すビットを確認した基地局は、端末 #1 を端末リストから削除する。

続く第  $i+2$  フレームの要求スロット終了時点では、端末リストは端末 #2、#3、#4 を記憶している。次の確認スロットにおいて基地局は、端末リストの先頭に記憶されている端末 #2 に対して、すべ

ての情報スロットを割り当てることを通知する。通知を受けた端末#2 は全情報スロットを使用してメッセージ伝送を開始する。

本アルゴリズムは、

- 端末リストは First-In First-Out で動作するのでリスト操作が単純であり、
- リストの先頭端末に対してその時点で使用可能な全情報スロットを割り当てるので、割り当てリソース量の算出が容易なことが特徴である。また、
- 先頭端末以外は送信待機状態になるため、送信待機時間が長くなることが予想され、一方で、
- 全情報スロットを使用できるので、伝送開始から終了までに要する時間は短いことが予想される。

### 3.4.2.2 ES アルゴリズム

ES とは Equal Sharing の略である。図 3.7 を参照しながら、本アルゴリズムについて説明する。第  $i$  フレームの要求スロット開始時点で、端末リストは第  $i-1$  フレームからメッセージ伝送を継続している端末#1、#2、#3 を記憶している。要求スロットにおいて新たなメッセージ伝送要求がないために、要求スロット終了時点で端末リストに変化はない。基地局は既に第  $i$  フレームより前の時点で、情報スロットを端末リスト中の各端末に等しく割り当てている。すなわち、各端末は同数のスロットを割り当てられている。これが ES の意味である。各端末は割り当てられているスロットにおいて情報パケットを送信する。

続く第  $i+1$  フレームでは、要求スロットにおいて端末#4 からのメッセージ伝送要求を受信したことにより、端末リストは最後尾に端末#4 を追加する。同時に、基地局側 MAC 部は各端末に割り当てリソース量およびリソース位置を計算する。本例では、各端末に割り当てリソース量は  $12[\text{slots}]/4[\text{terminals}] = 3[\text{slots/terminal}]$  となる。3[slots] を端末リストの先頭端末から順に割り当てる。以上の割り当て情報を、確認チャンネルにおいて各端末に通知する。通知を受けた各端末は、割り当てられたスロットにおいて情報パケットを伝送する。

続く第  $i+2$  フレームでは、新たなメッセージ伝送要求はなく、端末リストに変化はない。図では、端末#2 が、割り与えられた 3[slots] のすべてを使い切らずに、2[slots] を使用した時点でメッセージ伝送を終了する様子を示している。受信した情報パケット中に最終パケットを示すビットを確認した基地局は、端末#2 を端末リストから削除する。

続く第  $i+3$  フレームでは、要求スロットにおいて新たなメッセージ伝送要求はなく、また前フレームでメッセージ伝送を終了した端末#2 が端末リストから消去されているため、要求スロット終了時点で端末リストは端末#1、#3、#4 を保持している。前フレームと比較して端末リストに変化が生

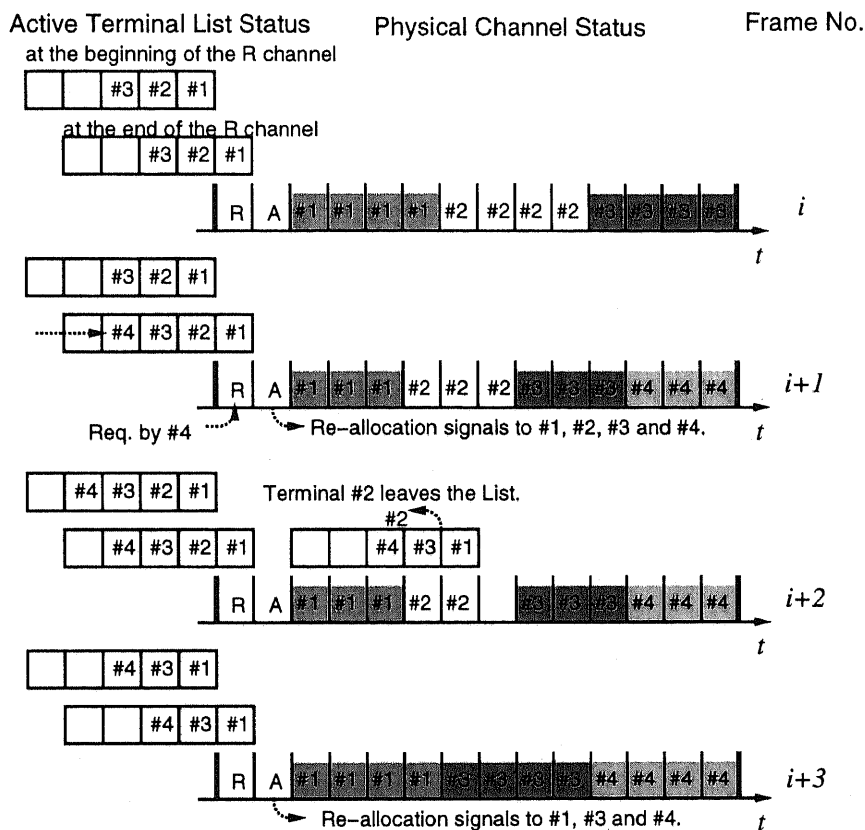


図 3.7 ES アルゴリズムによるリソース割当例

じたため、基地局側 MAC 部は再び割り当てリソース量を算出する。算出された割り当てリソース量 (4[slots/terminal]) とその位置を再割当信号として各端末に通知する。通知を受けた各端末は、割り当てられたスロットにおいて情報パケットを送信する。

なお、端末リストに記憶されている端末数で全情報スロット数が割り切れない場合、剰余スロットはリストの先頭端末から順に 1 スロットずつ割り当てるとする。

本アルゴリズムは、

- MAF アルゴリズムよりも端末リストの処理が複雑であり、
- MAF アルゴリズムよりも割り当てリソース量の算出が複雑であり、
- 再割当情報を端末リスト中の全端末に通知する必要があることが特徴である。また、
- MAF アルゴリズムと比較して、送信待ち時間が短いことが予想され、

- MAF アルゴリズムと比較して、伝送開始から終了までに要する時間は長いことが予想される。

## 3.5 特性評価

### 3.5.1 シミュレーションモデル

メッセージの発生モデルとして、メッセージが発生率  $\lambda$  [messages/sec] でポアソン生起するモデルを採用する。メッセージ長分布については、実際のアプリケーションに大きく依存するものと考えられる。そこで、リソース割当アルゴリズムのメッセージ長分布への依存性を考察するために、メッセージ長（確率変数を  $x$  とする）の分布として次の2つの確率密度関数を採用する。

$$\begin{aligned} \text{指数分布} \quad p(x) &= \frac{1}{L} \exp\left(-\frac{x}{L}\right) \\ k\text{-Erlang分布} \quad p(x) &= \frac{(k/L)^k}{(k-1)!} x^{k-1} \exp\left(-\frac{kx}{L}\right) \end{aligned}$$

但し、メッセージ長の平均値はともに  $L$  である。 $k$ -Erlang 分布は、平均値が  $L/k$  の同一の指数分布に従う  $k$  個の互いに独立な確率変数の和の分布である [18]。

指数分布に近いメッセージ長分布を示すアプリケーションの例として、WWW (World Wide Web) のホームページを挙げる。図 3.8 は日本国内の企業のホームページ (URL=<http://XXX.co.jp/index.html> XXX を適宜変更してデータを収集した) のメッセージ長の確率分布である。サンプル数は 1500、平均は約 27Kbytes である。図中には、同じ平均値を有する指数分布を同時に示している。

$k$ -Erlang 分布に近い分布を示すアプリケーションの例としては電子メールがある。図 3.9 は筆者が日常受信した電子メール (テキストのみ) のメッセージ長分布である。サンプル数は 1758、平均は約 2Kbytes である。図中には、同一の平均値を有する位相数  $k=6$  の  $k$ -Erlang 分布を示している。

その他のシミュレーション諸元を表 3.1 に示す。シミュレーションでは電波伝搬・変調などの物理層部分は考慮していない。従って、送信されたパケットは、衝突する場合を除いてすべて受信元で確実に受信可能である。1 情報スロットは 1 情報パケット (48[bytes]) を伝送する。ヘッダ等の制御ビットは無視している。なお、本シミュレーションはアルゴリズムを相対比較するために実施したものである。シミュレーション諸元やシミュレーション結果の絶対値そのものは意味を持たないことに注意されたい。

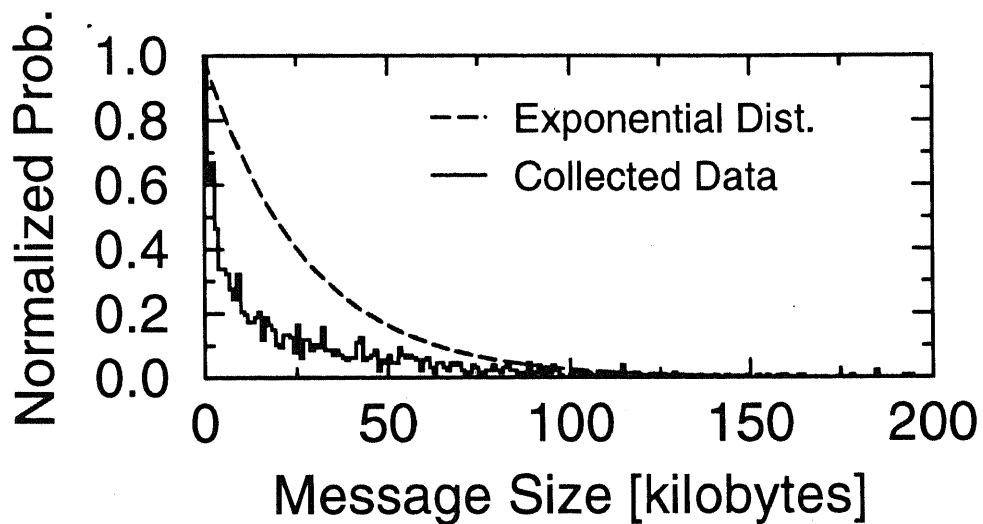


図 3.8 ホームページのメッセージ長分布と指数分布との類似性

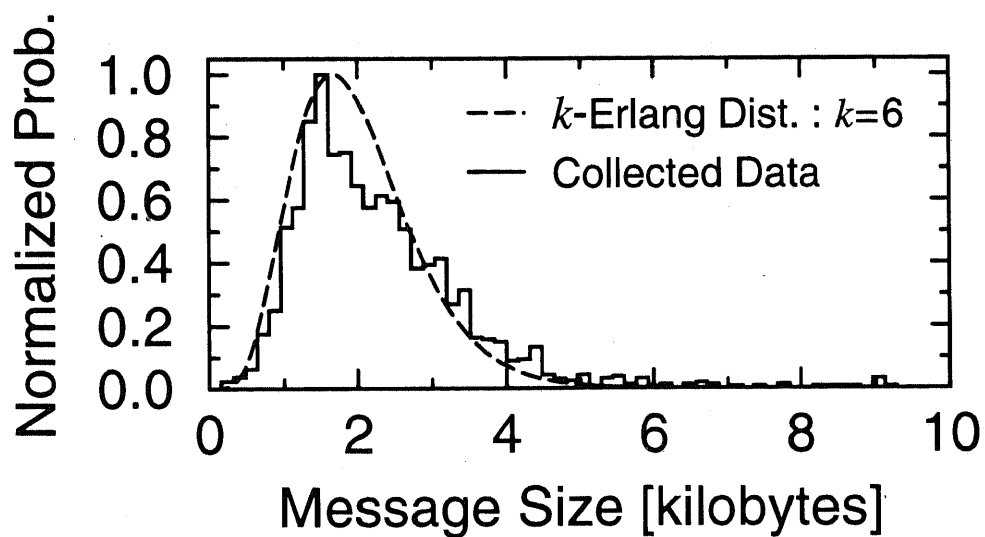


図 3.9 電子メールのメッセージ長分布と  $k$ -Erlang 分布との類似性

表 3.1 シミュレーション諸元

	Symbol	Value	Unit
Frame length	$T_f$	12	[msec/frame]
Number of Request slot	$N_R$	1	[slot/frame]
Number of Request Mini slots	$N_M$	5	[mini-slots/frame]
Number of Acknowledgement slot	$N_A$	1	[slot/frame]
Number of Information slots	$N_I$	60	[slots/frame]
Capacity of Active Terminal List	$N_L$	60	[terminals]
Payload		48	[bytes/slot]
Maximum Information Channel Rate ( $N_I$ slots per frame)	$R_{max}$	1920	[kbps]
Minimum Information Channel Rate (1 slot per frame)	$R_{min}$	32	[kbps]
Maximum number of requests (including retransmission due to collision)	$P_{max}$	2	
Average message size	$L$	4.8 ~ 48	[Kbytes]
Phase index of $k$ -Erlangian distribution	$k$	6	

### 3.5.2 性能指標

ユーザの観点からはアクセス遅延時間・総遅延時間・端末リストでの呼損率・平均スループット・スループット分散を、また電波資源の有効利用の観点からは情報スロット使用率を性能指標として主に使用する。アクセス遅延時間とは、メッセージが発生してから先頭パケットが送信されるまでに要する時間（図 3.4 の Access Delay）であり、総遅延時間とは、メッセージの発生から伝送終了までに要する時間（図 3.4 の Total Time）である。また総遅延時間は、アクセス遅延時間と、先頭パケットの送信から最終パケットの送信までの時間であるメッセージ送信時間（図 3.4 の Transfer Time）との和でもある。端末リストでの呼損率とは、要求パケットは基地局で正しく受信されたが、端末リストに空きがないために呼損となるメッセージの割合である。その他の各指標の定義を以下に記す。但し、メッセージ長と、総遅延時間を表す確率変数をそれぞれ  $x[\text{bit}]$ 、 $d[\text{sec}]$  としたときに、 $S = x/d$  をスループットと定義する。また、あるフレームにおいて、端末が送信した情報パケットにより占有された情報スロットの数を  $N_{IO}$  とする。

$$\begin{aligned} \text{平均スループット} \quad S_A &= E[S] \\ \text{スループット分散} \quad S_V &= \frac{E[(S - S_A)^2]}{S_A} \\ \text{情報スロット使用率} \quad U &= E\left[\frac{N_{IO}}{N_I}\right] \end{aligned}$$

以上の定義で、平均スループットとスループット分散における  $E[\cdot]$  は各メッセージ伝送に対する集合平均を表し、情報スロット使用率における  $E[\cdot]$  は時間平均を表す。

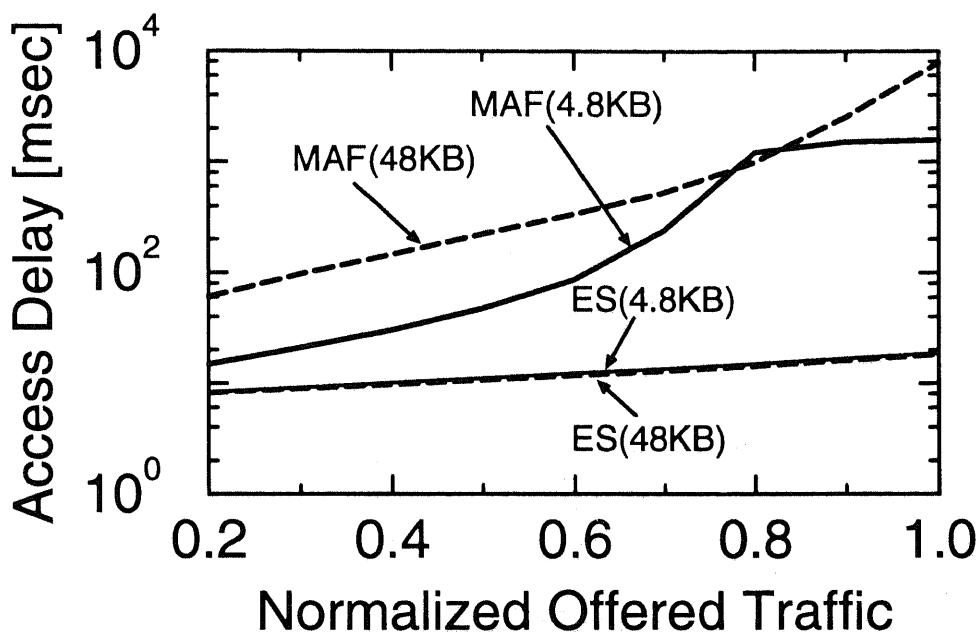


図 3.10 平均アクセス遅延時間特性 (メッセージ長は指数分布)

### 3.5.3 考察

まず、図 3.10 に平均メッセージ長をパラメータとしたときの平均アクセス遅延時間特性を示す。メッセージ長分布は指数分布である。また横軸は正規化負荷である。これは、

$$\text{負荷 [bit/sec]} = \lambda[\text{messages/sec}] \cdot L[\text{bit/message}]$$

を最大情報伝送速度  $R_{\max}$  [bit/sec] で除した値である。但し、 $L$  はメッセージ長の平均値である。従って、以下の考察においては、同一の正規化負荷であっても、平均メッセージ長が異なればメッセージ発生数が異なることに注意が必要である。

まず、平均メッセージ長が同じ場合でも、両アルゴリズムのアクセス遅延時間に差が生じることがわかる。これは、3.4.2 で説明した両アルゴリズムの特質から説明される。メッセージ伝送を要求した場合に、ES では、端末リストに記憶されている端末数が  $N_L$  までならば、即座に割当信号を受けてメッセージ伝送を開始できるのでアクセス遅延は小さい。また平均メッセージ長が異なってもアクセス時間はほとんど変化しない。一方の MAF では、リスト中の端末数が 2 以上の場合、既にリストに登録されているすべての端末がメッセージ伝送を終えるまで割当を待たねばならず、アクセス遅延が大きい。従って、リスト中の端末数が増加すればアクセス遅延も増大する。図 3.11 は端末リストに存在する平



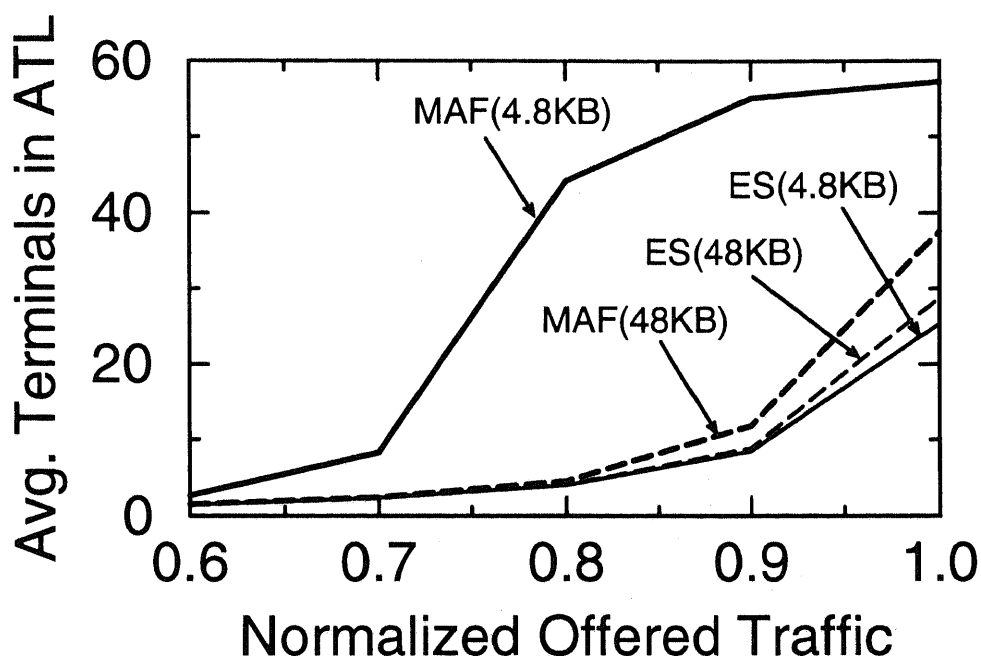


図 3.11 端末リストに存在する平均端末数（メッセージ長は指数分布）

均端末数を示したものであり、負荷の増加に伴い平均端末数が増加する。そのため、負荷の増加とともに MAF のアクセス遅延が増加する。MAF で平均メッセージ長 4.8[Kbytes] の高負荷時にアクセス遅延時間の増加率が低下するのは、図 3.11 に示すように、平均端末数がリスト容量に近づき、端末リストでの待ち時間がそれ以上増加しなくなるからである。

データ通信においては、アクセス遅延時間は総遅延時間とともに重要な評価指標であると考えられる。なぜなら、送信を要求したものの送信が一向に開始されない場合（例えば FTP によるファイル転送や HTTP によるホームページアクセス時）、ユーザに不快感を与え、ひいてはユーザ自らが送信を中断してしまい、円滑な通信が阻害されるからである。そのため、遅延の許容されるメッセージ通信においても、できる限りアクセス遅延時間の小さいアルゴリズムが望まれる。その意味で、ES アルゴリズムの方が好ましいといえる。

続いて図 3.12 に平均メッセージ長をパラメータとしたときの端末リストでの呼損率特性を示す。図 3.11 は端末リスト内の平均端末数を示しているのに対し、図 3.12 は端末リスト内端末数がリスト容量  $N_L$  である時間率に等しい。平均メッセージ長 4.8[Kbytes] の場合、呼損率 1% を越える正規化負荷は ES で約 97%、MAF で約 75% である。従って、MAF は端末リストにおける呼損率が高いために、実際に伝送されるメッセージ数が ES よりも少なくなる。

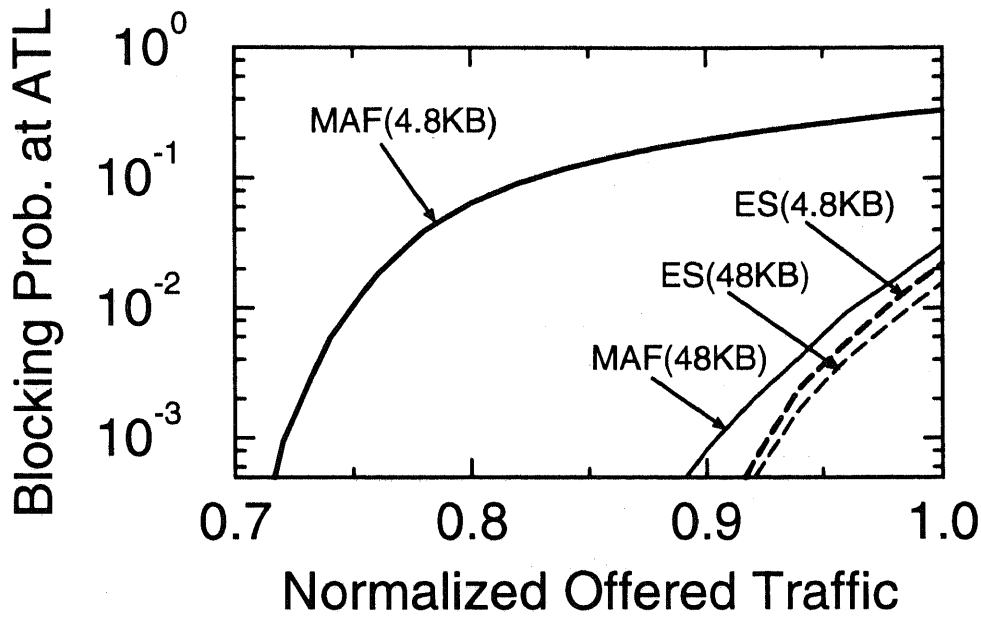


図 3.12 端末リスト溢れによる呼損特性 (メッセージ長分布は指数分布)

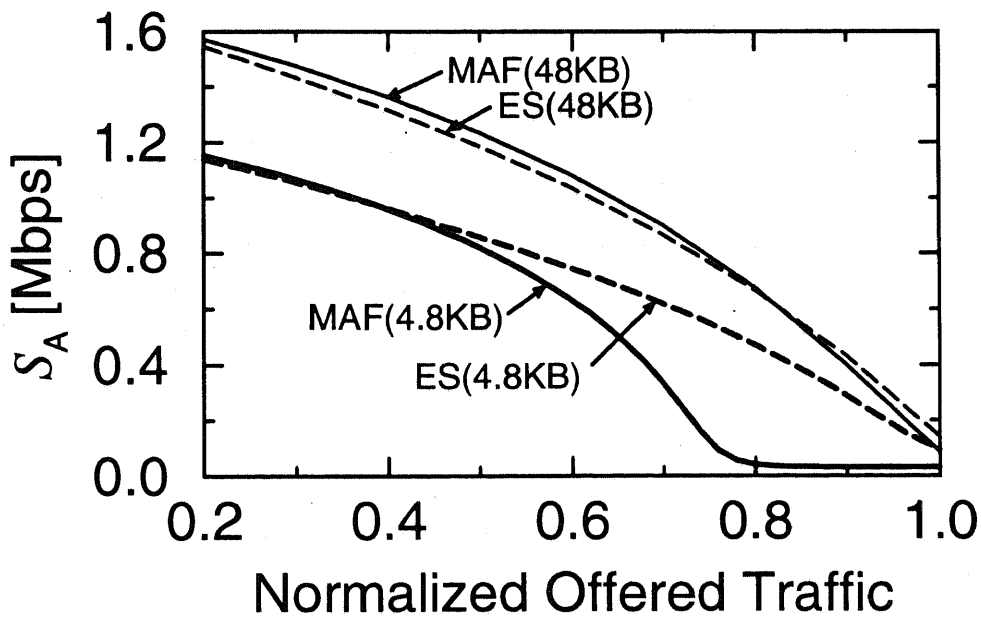


図 3.13 平均スループット—正規化負荷特性 (メッセージ長は指数分布)

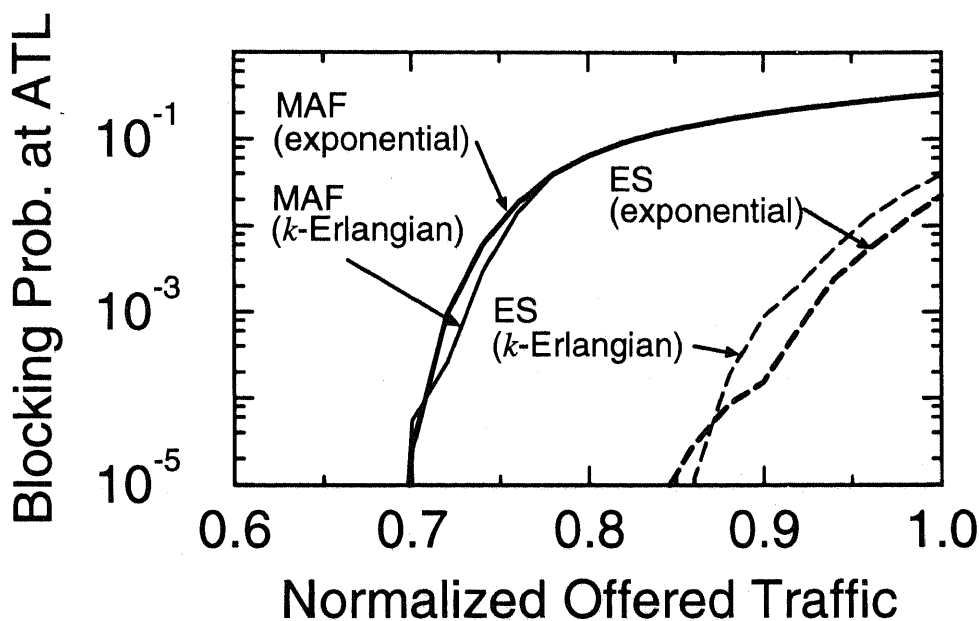


図 3.14 端末リスト溢れによる呼損率特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])

図 3.13 は、平均メッセージ長をパラメータとしたときの平均スループット特性である。メッセージ長分布は指数分布である。両アルゴリズムとも、平均メッセージ長が短くなると平均スループットが低下する。これは結論から先に言えば、短いメッセージのスループットが低いことに起因する。まず図 3.4 で示すように、総遅延時間の一部はメッセージ発生から要求パケット送信までに要するリクエスト遅延時間 (Request Delay) である。メッセージが短くなるほど、このリクエスト遅延時間が総遅延時間に占める割合は大きくなる。なぜなら、メッセージが短くなるに従ってメッセージ送信時間 (Transfer Time) や割当遅延時間 (Allocation Delay) が例え短縮されたとしても、リクエスト遅延時間はメッセージ長に依らずほぼ一定<sup>1</sup>だからである。スループットは総遅延時間と反比例の関係にあるので、従ってメッセージ長が短ければスループットは低いといえる。平均メッセージ長が短いとは、すなわち短いメッセージが多いことに等しいので、結果として平均メッセージ長が短いと平均スループットは低い。なお、平均メッセージ長 4.8[Kbytes] の高負荷時に、MAF の平均スループットが ES のそれを大きく下回るのは、アクセス遅延が増大するためだと考えられる。

続いて図 3.14 にメッセージ長分布をパラメータとしたときの端末リスト溢れによる呼損率特性を示す。平均メッセージ長は 4.8[Kbytes] である。指数分布の結果は、図 3.12 の平均メッセージ長 4.8[Kbytes] の場合の結果と同一のものである。図 3.14 から、呼損率のメッセージ長分布への依存度は小さいとい

<sup>1</sup> 本来はメッセージ発生率に依存するが、本検討では最も発生率の高い場合 (平均メッセージ長 4.8[Kbytes]、正規化負荷 100%時) でも要求棄却率 (要求パケット送信回数が  $P_{\max}$  を越える確率) は  $10^{-4}$  以下であり、発生率の影響は無視し得る。

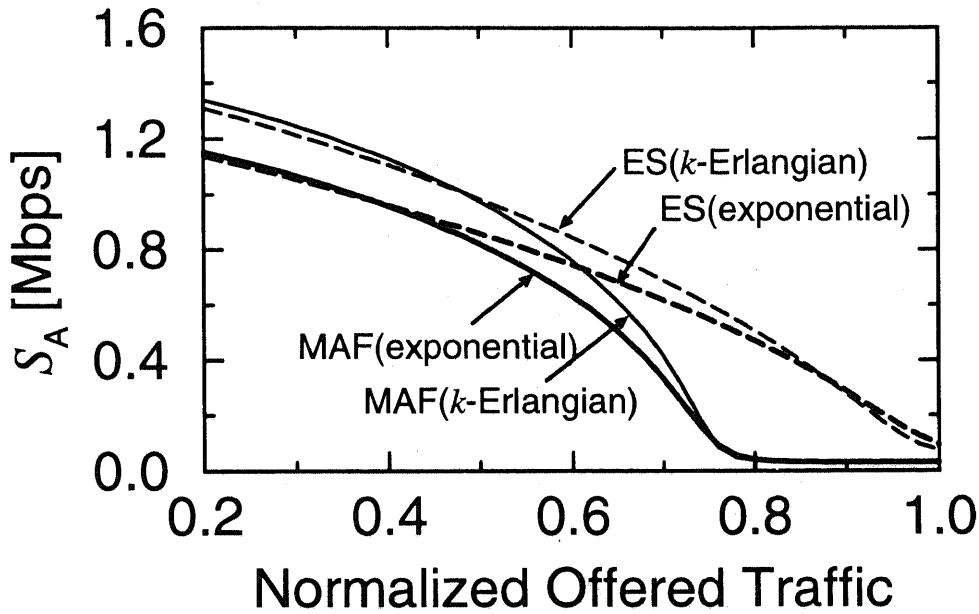


図 3.15 平均スループット—正規化負荷特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])

える。

図 3.15 はメッセージ長分布をパラメータとしたときの平均スループット特性である。平均メッセージ長は 4.8[Kbytes] である。指数分布の場合の結果は、図 3.13 の平均メッセージ長 4.8[Kbytes] の結果と同一である。同じアルゴリズムを見た場合、平均スループットは指数分布の場合に比べて  $k$ -Erlang 分布の場合に高い。これは図 3.13 に関して説明したように、短いメッセージのスループットが低いことに起因する。図 3.8、3.9 から分かるように、指数分布は  $k$ -Erlang 分布に比べて短いメッセージの発生頻度が高い。すなわち、短いメッセージの割合が多い。そのため指数分布の場合の平均スループットが低下する。

続いて図 3.16 にメッセージ長分布をパラメータとしたときのスループット分散特性を示す。同一のメッセージ長分布で比較した場合、MAF に比べて ES のスループット分散の方が小さい。但し、正規化負荷が 70% の付近から MAF のスループット分散が急速に低下するのは、この領域から端末リストの呼損率が増加し始めるためである。これは図 3.14 によって示されている。このような端末リストの輻輳（ふくそう）率が高い状態では、端末リストにおける待ち時間、ひいてはアクセス遅延時間が平均化されるため、その結果としてスループット分散が低下する。図 3.16 において正規化負荷が 90% の付近から ES のスループット分散が低下するのも同じ理由である。従って、分散低下の原因である呼損を考慮に入れて総合的に判断すると、MAF よりも ES の方がスループット分散と呼損率が小さく、メッ

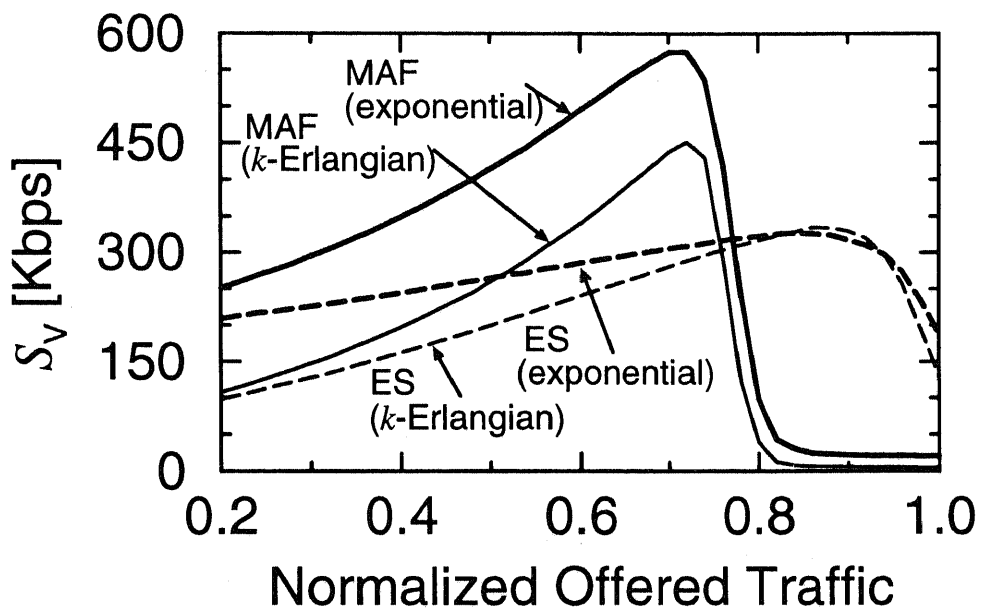


図 3.16 スループット分散—正規化負荷特性 (平均メッセージ長は 4.8 [Kbytes])

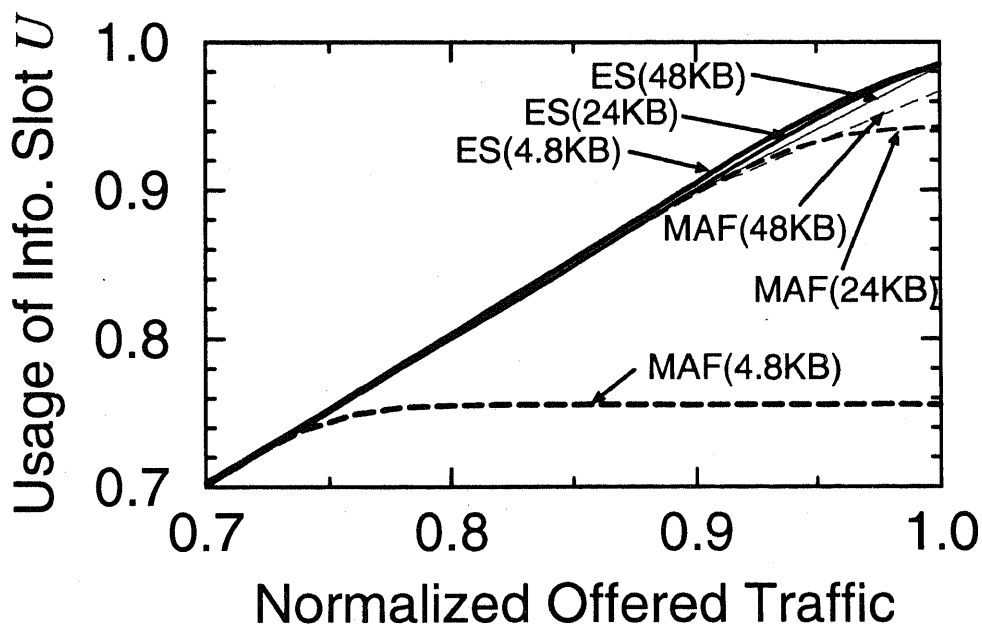


図 3.17 情報スロット使用率—正規化負荷特性 (メッセージ長は指数分布)

セージ伝送間の公平性の点から優れているといえる。

最後に平均メッセージ長をパラメータとしたときの情報スロット使用率を図3.17に示す。メッセージ長は指数分布である。正規化負荷70%付近までは使用率は負荷と比例関係にある。それ以降もESの使用率は負荷とほぼ比例関係を保ち、また平均メッセージ長への依存性も小さい。最大使用率は98%以上である。一方のMAFは、平均メッセージ長4.8[Kbytes]の場合で最大使用率は約75.5%である。これは、図3.14で説明した端末リストでの呼損が原因である。呼損率の高いMAFの方が実際に送信されるメッセージ数が少なく、情報スロットの使用率も低くなる。平均メッセージ長が増すにつれてMAFの使用率が高くなり、ESのそれが低下するのも図3.12を用いて同様に説明できる。

### 3.6 むすび

メディア統合型無線通信において複数の送信局が種々の表現メディアを共有電波媒体を介して基地局へ送信する際には、音声・映像等に電波資源を優先的に割り当て、残余資源をデータ送信局にいかにか割り当てるかが問題となる。そこで本論文では、無線TDMAにより蓄積型データ(メッセージ)を送信する場合に焦点を当て、まず端末側MAC(メディアアクセス制御)部と基地局側MAC部の基本構成を述べた。次いで基地局側MAC部に搭載されるリソース割当アルゴリズムとして、MAF(Monopolistic Allocation to the First-in terminal)とES(Equal Sharing)の両アルゴリズムを示し、計算機シミュレーションによりこれらの基本特性を明らかにした。アクセス遅延時間・平均スループット・スループット分散・情報スロット使用率等を性能評価指標として両アルゴリズムを相対評価した結果、ESアルゴリズムはMAFアルゴリズムに比べ計算量は多いものの、高い平均スループットと低スループット分散を実現でき、またアクセス遅延時間と情報スロット使用率の面でもMAFアルゴリズムより優れていることを明らかにした。

本論文では2つのアルゴリズムの相対的な特性評価を行った。従って、ダウンリンク伝送あるいは他のフレーム/スロット構成においても、本論文で示した特性が基本的には得られるものと予想される。また、リソースを「タイムスロット」としてだけでなく、「キャリア周波数」や「拡散コード」として、あるいはこれらの組合せとして捉えれば、他のアクセス多重方式への拡張も期待できる。なお、本論文の手法を実際に適用する際には、極短いメッセージはリソース割当なしに空きリソースへ直接送信したり[17]、長いメッセージは音声・映像と同様に固定的にリソースを確保したりする手法を組み合わせる必要がある。

蓄積型データであるメッセージの特徴は、送信するデータ量(メッセージ長)が送信要求時点であらかじめ送信者に分かることである。現在、リソース割当時にメッセージ長情報を利用することにより、平均スループット・スループット分散特性を改善するための割当アルゴリズムを検討している。併せ

て、伝送誤り時の再送方法、音声・映像等が混合する場合の割当アルゴリズムについても検討を進めている。

## ■ ■ ■ 【参考文献】 ■ ■ ■

- [1] J. G. Gruber and N. H. Le: "Performance Requirements for Integrated Voice/Data Networks", *IEEE J. Select. Area Commun.*, JSAC-1, 6, pp. 981-1005 (Dec. 1983).
- [2] A. S. Acampora, et al.: "Control and quality-of-service provisioning in high-speed microcellular networks", *IEEE Personal Commun.*, 1, 2, pp. 36-43 (Second Quarter 1994).
- [3] 佐藤 嬉珍, 相河 聡: "マルチメディア無線通信における符号化率可変制御方式", 信学技報, RCS94-12 (1994-05).
- [4] H. Xie, et al.: "Data Link Control Protocols for Wireless ATM Access Channels", in *Proc. 4th IEEE Intern. Conf. on Universal Personal Commun. (ICUPC'95)*, pp. 753-757, Tokyo, Japan (Nov. 1995).
- [5] D. Moore, et al.: "Variable Rate Error Control for Wireless ATM Networks", in *Proc. IEEE Intern. Conf. on Commun. (ICC'95)*, pp. 988-992, Seattle, WA (June 1995).
- [6] D. Bertsekas and R. Gallager, *Data Networks*, Prentice-Hall, NJ, 2nd edition (1992).
- [7] D. J. Goodman, R. A. Valenzuela, K. T. Gayliard, and B. Ramamurthi: "Packet Reservation Multiple Access for Local Wireless Communications", *IEEE Trans. Commun.*, COM-37, 8, pp. 885-890 (Aug. 1989).
- [8] N. M. Mitrou, et al.: "A Reservation Multiple Access Protocol for Microcellular Mobile-Communication Systems", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, VT-39, 4, pp. 340-351 (Nov. 1990).
- [9] J. Dunlop, J. Irvine, D. Robertson, and P. Cosimini: "Performance of a Statistically Multiplexed Access Mechanism for A TDMA Radio Interface", *IEEE Personal Commun.*, 2, 3, pp. 56-64 (June 1995).
- [10] N. M. Mitrou, G. L. Lyberopoulos, and A. D. Panagopoulou: "Voice and Data Integration in the Air-Interface of a Microcellular Mobile Communication System", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, VT-42, 1, pp. 1-13 (Feb. 1993).
- [11] F. Li and L. F. Merakos: "Voice/Data Channel Access Integration in TDMA Digital Cellular Networks", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, VT-43, 4, pp. 986-996 (Nov. 1994).
- [12] G. Wu, K. Mukumot, and A. Fukuda: "Analysis of an Integrated Voice and Data Transmission System Using Packet Reservation Multiple Access", *IEEE Trans. Veh. Technol.*, VT-43, 2, pp. 289-297 (May 1994).
- [13] A. C. Cleary and M. Paterakis: "An Investigation of Reservation Random Access Algorithms for Voice-Data Integration in Microcellular Wireless Environments", *Intern. J. of Wireless Information Networks*, 2, 1, pp. 1-16 (1995).
- [14] R. O. Onvural, *Asynchronous transfer mode networks*, Artech House, Boston, 2nd edition (1995).
- [15] D. Raychaudhuri and N. D. Wilson: "ATM-Based Transport Architecture for Multiservices Wireless Personal Communication Networks", *IEEE J. Select. Area Commun.*, SAC-12, 8, pp. 1401-1414 (Oct. 1994).
- [16] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: "A New Duplex Method for Integrated Voice/Data Wireless Communications", in *Proc. ICUPC '95* (Nov. 1995).
- [17] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "無線 ATM における非即時データのリソース管理手法", 信学技報, RCS95-139 (1996-01).
- [18] 藤木 正也, 雁部 穎一, 通信トラヒック理論, 丸善 (1980).



## 第 4 章



# サイズに基づく ABRトラヒックのリソース割当

第 3 章では ABR 型トラヒックに属するメッセージトラヒックに対するリソース割当手法を検討した。検討した割当手法は、メッセージの長さ（サイズ）に関する情報を全く利用しない単純な手法であった。本章では、メッセージを送信する前にサイズが既知であるという場合を想定し、サイズ情報に基づくリソース割当手法を検討する。サイズ情報を利用する目的は 2 つある。ひとつはスループットの不公平性の改善であり、もうひとつはリソース使用率の改善である。これらの改善を目指すリソース割当アルゴリズムを 5 つ示し、前章で示した 2 つのアルゴリズムと併せて計算機シミュレーションによる特性評価をおこなう。割当+送信遅延時間、呼損率、平均スループット、スループット分散、リソース使用率等を性能評価指標として各アルゴリズムを相対評価した結果、サイズ情報を利用することで上記の目的が達成されることを明らかにする。

## 4.1 はじめに

第3章では ABR クラスに属するメッセージトラヒックに対するリソース割当手法を検討した。ここで改めて問題を整理しておく。ABR や UBR クラスに対して best effort (最善努力型) サービスを提供するには、リソース割当アルゴリズムが重要な役割を担う。リソース割当アルゴリズムの目的は、保証型サービスを要求するクラスに割り当てた後に残る残余リソースを、最善努力型サービスクラスに属する複数のメッセージトラヒックソースで分配することである。その際、ABR/UBR クラスは QoS 保証を要求しないクラスではあるが、可能な限り高いスループットと可能な限り公平なスループットが享受されることが望ましい。このような観点から第3章で評価を行なったリソース割当アルゴリズムは、メッセージの長さ(サイズ)に関する情報を全く利用しない単純なアルゴリズムであった[1,2]。

特性評価と考察の結果、2つのアルゴリズムともに、大きく分けると2つの問題を有していることが明らかになった。ひとつはスループットの不公平性の問題であり、そしてもうひとつがリソース使用の際の非効率性の問題である[3]。

まず、スループットの不公平性の問題について説明する。不公平性とは、メッセージトラヒックが享受するスループットが、そのメッセージサイズの縮小に伴って減少する現象を指す。ここでいうスループットとは(定義は4.2.4参照)、メッセージ伝送レート [bit/sec]、すなわちメッセージが発生してから伝送を終了するまでに経過した時間 [sec] で伝送されたメッセージサイズ [bit] を除した値である。不公平性が生じるメカニズムは次のように説明できる。図4.6に示すフレーム/スロット構成に対して ALOHA-reservation 型のプロトコルを適用する場合、メッセージの先頭パケットを受信してから最終パケットを受信するまでに経過する時間である「送信時間 (transfer time)」は、メッセージサイズの減少に伴って減少する。また、基地局が予約パケットを受信してからメッセージの先頭パケットを受信するまでに経過する時間である「割当遅延時間 (allocation delay time)」は、送信時間の減少に伴って減少する。その一方、メッセージが発生してから基地局が予約パケットを受信するまでに経過する時間である「予約遅延時間 (request delay time)」は、メッセージサイズに寄らずほぼ一定である。したがって、メッセージが発生してから最終パケットが基地局で受信されるまでに経過する時間である「総遅延時間 (total delay time)」は、メッセージサイズの長短に対応した増減はせず、サイズの小さいメッセージ伝送の場合に総遅延時間に占める予約遅延時間の割合が大きくなるので、このときのスループットが低下する。

スループットの不公平性を示す結果を図4.1および図4.2に示す。まず、図4.1は横軸がスループットを、縦軸がそのスループットを享受したメッセージの数を表している。メッセージサイズは平均4.8 [Kbytes] の負の指数分布に従っている。スループットの定義に基づいて解釈すれば、各メッセージ伝送が享受するスループットの広がりがない方がスループットの公平性が高いといえる。ところが、図4.1が示すように、MAF、ESの両アルゴリズムでは、スループットに大きな広がりがあることが

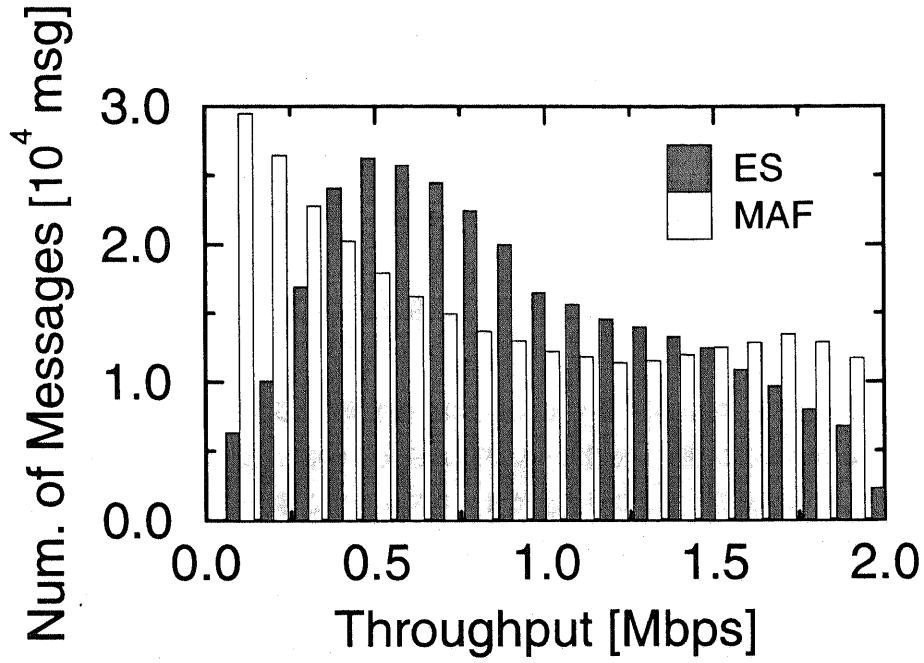


図 4.1 スループット分布

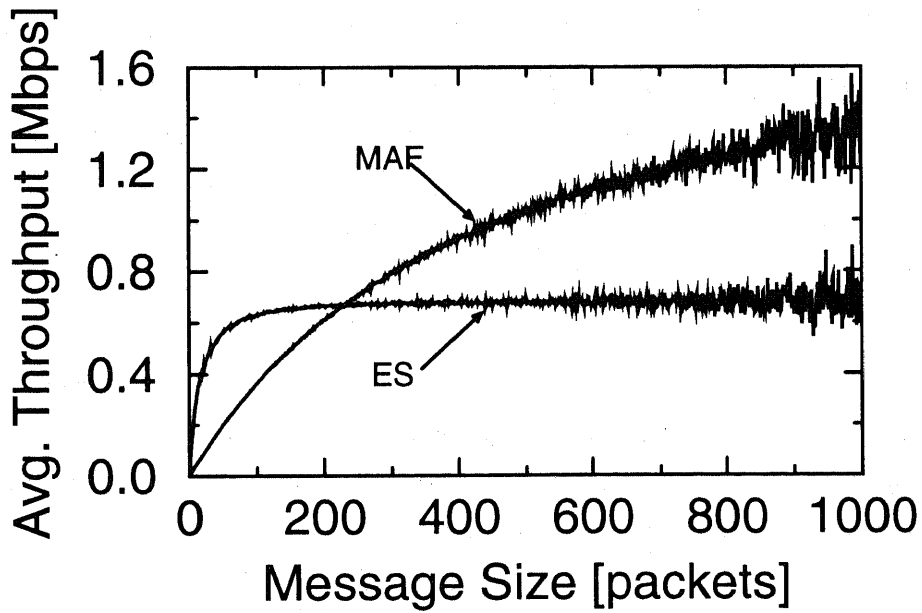


図 4.2 平均スループットのメッセージ長依存性

分かる。図 4.2 には、平均スループットとメッセージサイズの関係を示す。サイズの減少とともに、平均スループットが低下していることが確認できる。特に MAF アルゴリズムでその傾向が著しい。

このような短メッセージのスループットの悪化に伴う不公平性に対処するには、短メッセージに何らかの優先権を与えることでそれらのスループットを高めればよい。そのための第一の方法は、端末リストでの待機位置を長メッセージよりも前に移動させることによって、短メッセージの割当遅延時間の短縮を図る方法である。第二の方法は、より多くのリソースを割り与えることによって、短メッセージの送信時間の短縮を図る方法である。そして第三の方法は、短メッセージに対して別の MAC プロトコルあるいはリソース割当アルゴリズムを適用する方法である。本章では第一および第二の方法の着目する。

続いて非効率性について説明する。非効率性とは、あるメッセージの最終パケットを伝送するフレームにおいて、そのメッセージ伝送に割り与えられたリソース量が、実際に必要とするリソース量を越えることにより、使用されない無駄なタイムスロットが発生してしまう現象をいう。効率を高めるには、最終パケットが伝送されるフレームにおいては、実際に必要とするリソース量のみを割り当てれば良い。本章ではこの方法に着目する。

以上に述べた事柄を背景に、本章ではメッセージサイズ情報を利用するリソース割当アルゴリズムを検討する。これは、コンピュータ通信関連のアプリケーションの中には、例えば電子メールの送受信、ファイル転送などのように、送信前にメッセージサイズが既知のものがある、という考えに基づいている。また、前述の通り、スループットの不公平性とリソース使用の非効率性の2つの問題を解決するには、メッセージサイズに基づいたリソース割当が必須と考えられる。

以下、4.2 では本章で検討するシステムの概略を説明する。4.3 では、サイズ情報を利用するアルゴリズムの説明を行なう。4.4 で計算機シミュレーションによるアルゴリズムの評価を行なう。

## 4.2 システムモデル

### 4.2.1 全体構成

図 4.3 に、パケット TDMA 型無線アクセスアーキテクチャによる無線メッセージ伝送モデルを示す。端末の構成要素として、変調器、パケットバッファ、そしてマルチプルアクセスを司る MAC だけに着目する。パケットバッファはメッセージを格納する。メッセージは、バッファに格納される前に個々のパケットに分割されているものとする。MAC 部は、基地局から送られてくる割当信号に基づいて、メッセージの送信タイミングを制御する。

一方、基地局も端末と同様に MAC 部を搭載しているが、基地局の MAC 部の主要構成要素はリソー

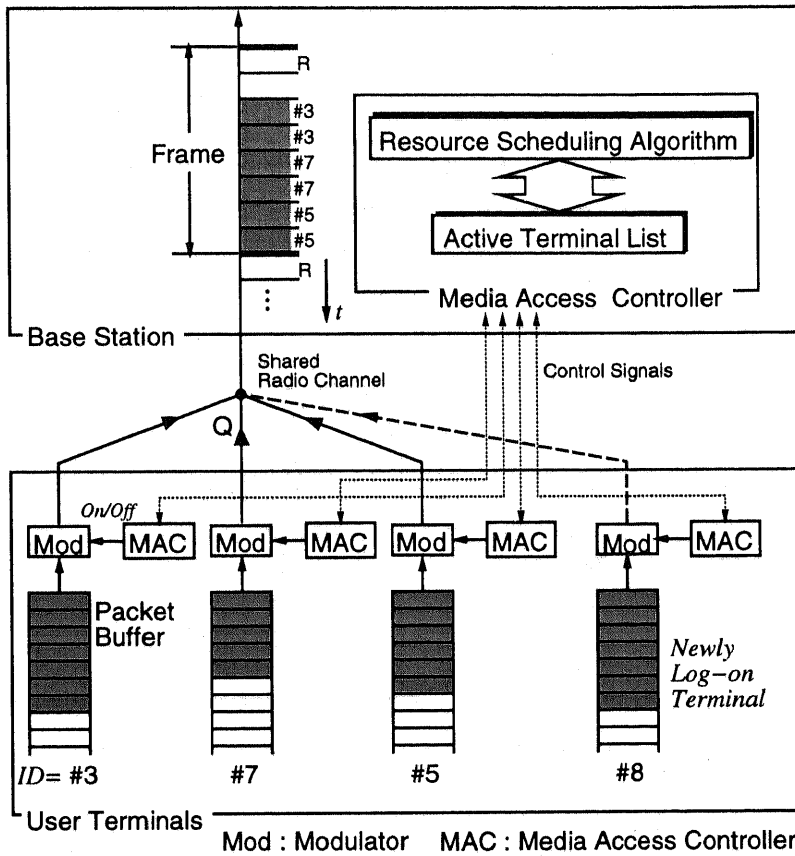


図 4.3 無線メッセージ伝送モデル

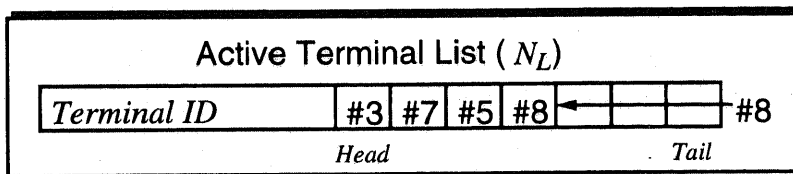


図 4.4 サイズ情報を利用しない場合の ATL 構造

スケジューリングアルゴリズム（リソース割当アルゴリズム）と端末リスト（ATL: Active Terminal List）である。ATL の構造はリソーススケジューリングアルゴリズムの性質によって異なる。メッセージサイズ情報を利用しないアルゴリズムの場合は、図 4.4 に示す構造の ATL を使用する。この ATL は first-in first-out (FIFO) で動作し、最大  $N_L$  個の端末の ID を保持する。メッセージサイズ情報を利用するアルゴリズムに対しては、図 4.5 に示す構造の ATL を使用する。ID に加えて、各端末が送信する総パケット数（メッセージ）と未送信パケット数とを保持する。未送信パケット数は、基地局が

Active Terminal List ( $N_L$ )						
<i>Terminal ID</i>	#3	#7	#5	#8	←	#8
<i>Total Packets</i>	25	13	9	7		
<i>Remaining Packets</i>	7	5	6	7		
	Head			Tail		

図 4.5 サイズ情報を利用する場合の ATL 構造

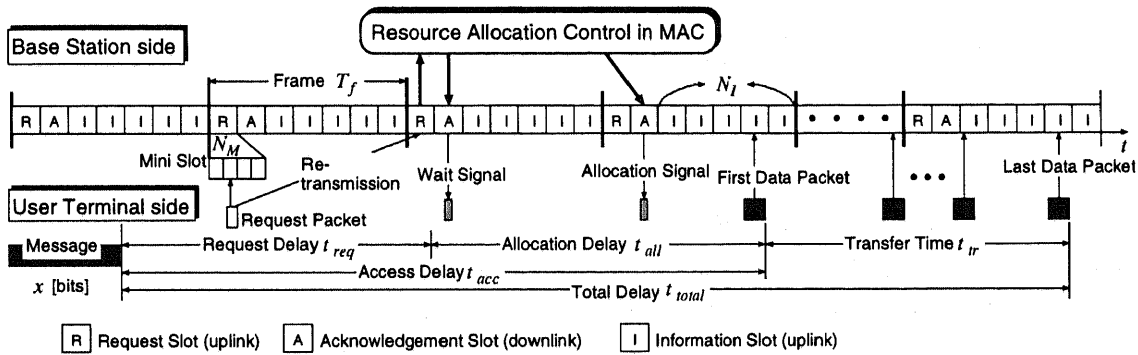


図 4.6 フレーム/スロット構成

パケットを受信する毎に減じていく。

### 4.2.2 フレーム/スロット構成

無線チャネルのフレーム/スロット構成を図 4.6 に示す。チャネルは固定周期  $T_f$  でフレームを構成している。フレームはさらに固定長のタイムスロットに分割して使用する。ひとつのタイムスロットでひとつの情報パケットを伝送できるものとする。本章では、フレーム先頭から数えて第一スロットを要求スロットとして、第二スロットを確認スロットとして、そして残りの  $N_f$  個のスロットを情報スロットとして使用する構成を取る。要求スロットはさらに  $N_M$  個のミニスロットに分割して使用するものとする。ひとつの要求ミニスロットでひとつの要求パケットを伝送できるものとする。要求スロットに対する要求パケットのアクセスは、スロット ALOHA で処理する。

### 4.2.3 無線メッセージ伝送プロトコル

メッセージ伝送を希望する端末は、 $N_M$  個の予約ミニスロットの中からひとつのミニスロットをランダムに選択し、選択したミニスロットに対して予約パケットを送信する。予約パケット同士の衝突や

伝送エラーによって予約パケットが基地局において正しく受信されなかった場合、続く確認スロットで確認信号を受信することができない。その時には次のフレームで再び予約パケットの送信を試みる。

予約パケットが基地局で正しく受信されると、端末は“アクティブ”状態になると同時に、その端末の ID などのパラメータが ATL に格納される。基地局におけるリソーススケジューリングが終了すると、端末に対して割り当てられた情報スロット番号が割当信号によって端末に知らされる。これによって、端末には、割り当てられた情報スロットをメッセージ伝送が終了するまで使用する権限が与えられたことになる。ただし、再割当信号によって新たな情報スロットを割り当てられることもある。予約パケットの受信には成功したが、その時点で割り当てべきリソースがない場合、予約パケットを送信した端末に向けて待機信号が送信され、リソースに空きが生じるまでメッセージ伝送を待機するように要請する。ATL に空きがない場合、予約は却下され、そのメッセージ伝送は呼損となる。

#### 4.2.4 システムパラメータ

図 4.6 に基づいて説明する。予約遅延時間 (request delay time)  $t_{req}$  は、メッセージが発生してから予約パケットが正しく受信されるまでに経過する時間である。割当遅延時間 (allocation delay time)  $t_{all}$  は、予約パケットが正しく受信されてからメッセージの先頭パケットが受信されるまでに経過する時間である。送信時間 (transfer time)  $t_{tr}$  は、先頭パケットが受信されてから最後尾パケットが受信されるまでに経過する時間である。アクセス遅延時間 (access delay time)  $t_{acc}$  は、予約遅延時間  $t_{req}$  と割当遅延時間  $t_{all}$  の総和時間である。また、総遅延時間 (total delay time)  $t_{tr}$  は、アクセス遅延時間  $t_{acc}$  と送信時間  $t_{tr}$  の総和時間である。これらの関係を以下に示す。

$$\begin{aligned} t_{total} [\text{sec}] &= t_{acc} + t_{tr} \\ &= (t_{req} + t_{all}) + t_{tr}. \end{aligned} \quad (4.1)$$

ここで、本章で使用するスループット  $S$  を次のように定義する。

$$\begin{aligned} S [\text{bit/sec}] &= x [\text{bit}] / t_{total} [\text{sec}] \\ &= x / (t_{req} + t_{all} + t_{tr}), \end{aligned} \quad (4.2)$$

但し、 $x$  はメッセージのサイズである。

### 4.3 サイズに基づくリソース割当アルゴリズム

本節ではメッセージサイズ情報を利用する 5 つのリソース割当アルゴリズム— sharing inversely proportional to total packets (SIPT)、prioritized allocation based on remaining packets (PARP)、そして MAF/ES/SIPT の filling バージョンである MAF-F、ES-F、SIPT-F—を説明する。

サイズ情報を利用しないリソース割当アルゴリズムには 2 つの欠点がある。ひとつは長メッセージに有利であること、すなわちメッセージサイズが大きいほどスループットが高いことである。これはスループットの不公平性である。もうひとつはリソース使用の非効率性である。すなわち、メッセージの最終パケットを伝送するフレームにおいて、実際に必要とするリソース量よりも多くのリソースが割り当てられているために、使用されないスロットが存在することがあるという問題である。

このような考察の結果、リソース割当にメッセージサイズ情報を利用するに至った。サイズ情報を利用することによる効果は次の 2 点である。ひとつはスループットの不公平性の改善である。サイズ情報を利用することにより、短メッセージの優先度を高めて送信時間が長くなることを防ぐことが可能である。その結果、スループットの分散の低減がはかれ、公平性を向上させることができる。もうひとつの効果は効率性の改善である。サイズ情報を知っていることから、最終パケットを伝送するフレームにおいて、必要十分なリソース量を割り当てることができる。そのため、端末に割り当てられてはいるが使用されないスロットを原理上は完全になくすことができる。この操作を“filling”と呼ぶことにする。このような特長に対して、サイズ情報を利用するアルゴリズムの欠点は次の通りである。1) サイズ情報を基地局へ知らせるために予約パケットのサイズが大きくなる、2) ATL が必要とするメモリが増える、3) リソース割当処理が複雑になる、4) 再割当が多くなり、多くの再割当信号を送信する必要もでてくる。

#### 4.3.1 Sharing Inversely Proportional to Total packets (SIPT) アルゴリズム

メッセージを発生した端末は、総送信パケット数（メッセージサイズ）と端末 ID とを含む予約パケットを送信する。予約スロット終了後直ちに、基地局はリソース割当を行なう。リソース割当は、各アクティブ端末に割り当てられるリソース量が、各アクティブ端末の総送信パケット数に反比例するように決定される。リソース割当は、ある端末のメッセージ伝送が終了した場合や、端末がメッセージ伝送を要求した場合に行なわれる。本アルゴリズムは ES アルゴリズムに対してスループット分散の低減をはかり、公平性の向上を目指したアルゴリズムである。しかしながら、本アルゴリズムは依然としてリソース使用が非効率であるという問題を抱えている。

アルゴリズムの動作の具体例を図 4.7 で説明する。A から F までの 6 端末が前フレームからメッセージ伝送を継続している。端末 A に着目すると、伝送するメッセージは 4 パケット分、すなわち総送信パケット数は 4 であり、また現フレームにおける未送信パケット数は 1 である。ATL に記録され



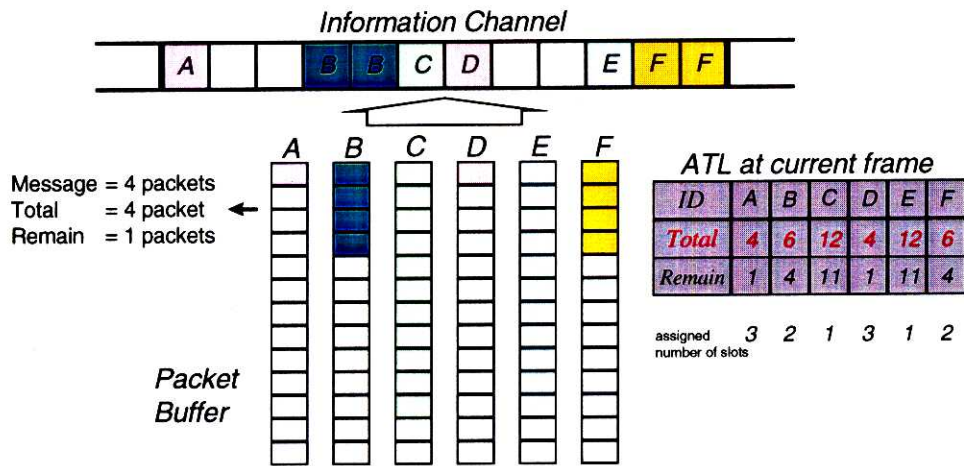


図 4.7 SIPT アルゴリズムによるリソース割当例

ている各端末の総送信パケット数に反比例するリソース量が、各端末の確保するリソース量となる。つまり、各端末の総送信パケット数が A から順に 4, 6, 12, 4, 12, 6 であるから、各端末に割り当てられるリソース量は A から順に 3, 2, 1, 3, 1, 2 スロットとなる。ただし、全リソース量は 12 スロットである。

### 4.3.2 MAF with Filling (MAF-F) アルゴリズム

メッセージを発生した端末は、総送信パケット数（メッセージサイズ）と端末 ID とを含む予約パケットを送信する。本アルゴリズムの動作は、次の処理を除けば MAF アルゴリズムの動作と同じである。その追加的処理とは、メッセージを構成する最後尾パケットが伝送されるフレームにおいて、未送信パケット数（最後尾パケットを含む）にちょうど等しいリソース量を端末に割り当てることを指す。この“Filling”操作によって、リソースの使用効率の向上が期待できる。このようにして ATL の先頭端末に割り当てた後に残ったリソースは、ATL の第 2 端末に対して割り与えられる。

アルゴリズムの動作例を図 4.8 で説明する。前フレームが終了した時点で、ATL の先頭に位置する端末 A の未送信パケット数は 6 である。現フレームのリソース割当は、MAF アルゴリズムでは端末 A に対して全リソース量の 12 スロット全てが割り当てられるが、MAF-F アルゴリズムでは未送信パケット数に等しい 6 スロットが端末 A に対して割り当てられる。そして、残る 6 スロットは ATL で端末 A の次に位置する端末 B に対して割り当てられる。

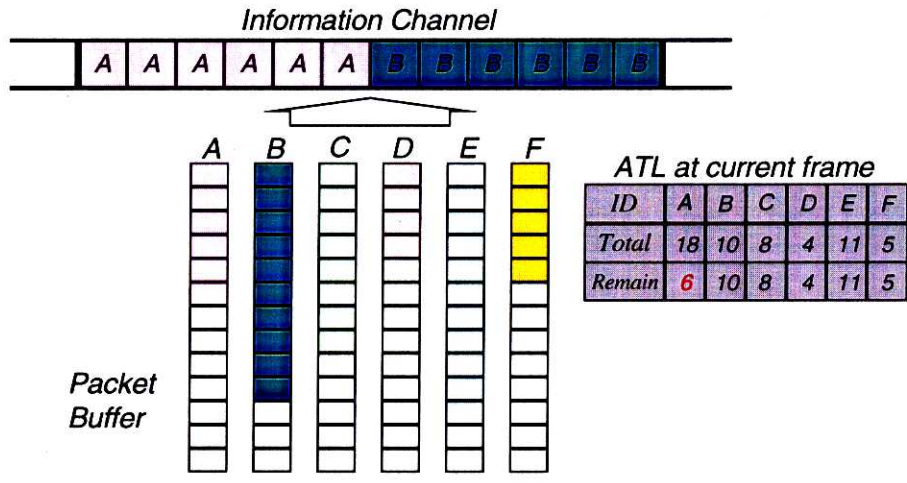


図 4.8 MAF-F アルゴリズムによるリソース割当例

### 4.3.3 ES with Filling (ES-F) アルゴリズム

メッセージを発生した端末は、総送信パケット数（メッセージサイズ）と端末 ID とを含む予約パケットを送信する。本アルゴリズムの動作は、次の処理を除けば ES アルゴリズムの動作と同じである。その追加的処理とは、メッセージを構成する最後尾パケットが伝送されるフレームにおいて、未送信パケット数（最後尾パケットを含む）にちょうど等しいリソース量を端末に割り当てることを指す。つまり、全リソース量をアクティブ端末数で除した値である各端末への割り当りリソース量と、未送信パケット数とを比較し、割り当りリソース量が未送信パケット数を上回る場合には、未送信パケット数に等しい量のリソースしか割り当てない。この Filling 操作によって生まれる余剰リソースは、Filling 操作を受けた端末を除く ATL 中の先頭端末から順に 1 スロットずつ割り与えられる。本アルゴリズムは、ES アルゴリズムと比べて、Filling 操作によるリソースの使用効率の向上が期待できる。

本アルゴリズムの動作を図 4.9 で説明する。全リソース量は 12 スロット、アクティブ端末は 6 端末であるから、各端末への割り当りリソース量は 2 スロットである。全フレームが終了した時点で、端末 D の未送信パケット数が割り当りリソース量を下回る 1 パケットである。そこで端末 D には 1 スロットのみを割り当て、余った 1 スロットを ATL の先頭端末 A に割り当てる。

### 4.3.4 SIPT with Filling (SIPT-F) アルゴリズム

メッセージを発生した端末は、総送信パケット数（メッセージサイズ）と端末 ID とを含む予約パケットを送信する。本アルゴリズムの動作は、次の処理を除けば SIPT アルゴリズムの動作と同じである。その追加的処理とは、メッセージを構成する最後尾パケットが伝送されるフレームにおいて、未

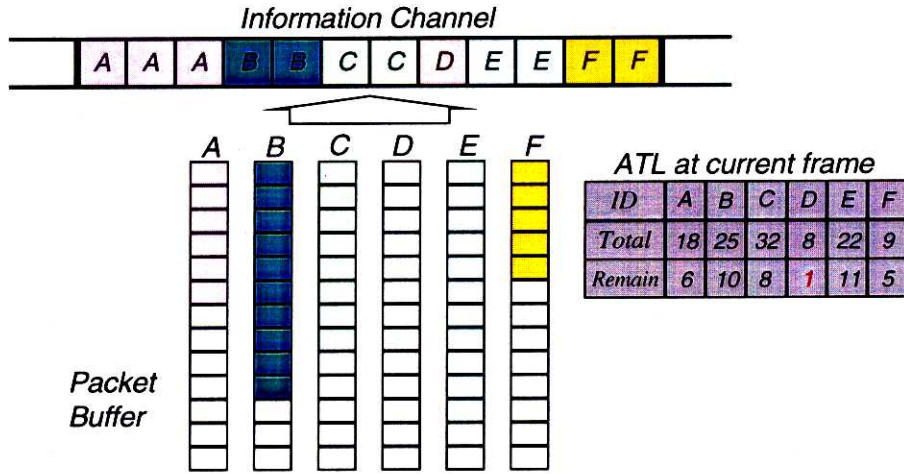


図 4.9 ES-F アルゴリズムによるリソース割当例

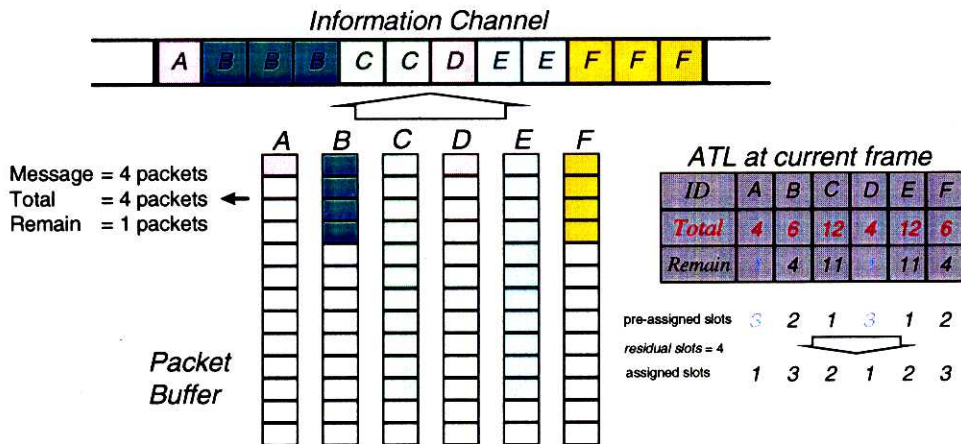


図 4.10 SIPT-F アルゴリズムによるリソース割当例

送信パケット数（最後尾パケットを含む）にちょうど等しいリソース量を端末に割り当てることを指す。すなわち、SIPT アルゴリズムによって算出された割り当りリソース量と未送信パケット数とを比較し、未送信パケット数が割り当りリソース量を下回る場合には、未送信パケット数に等しい量のリソースだけを割り当てる。この Filling 操作によって生まれる余剰リソースは、Filling 操作を受けた端末を除く ATL 中の先頭端末から順に 1 スロットずつ割り与えられる。Filling 操作によってリソースの使用効率の向上が期待でき、SIPT アルゴリズムが抱えていた非効率性の問題が解決され得る。

本アルゴリズムの動作を図 4.10 で説明する。SIPT アルゴリズムによって算出された割り当りリソース

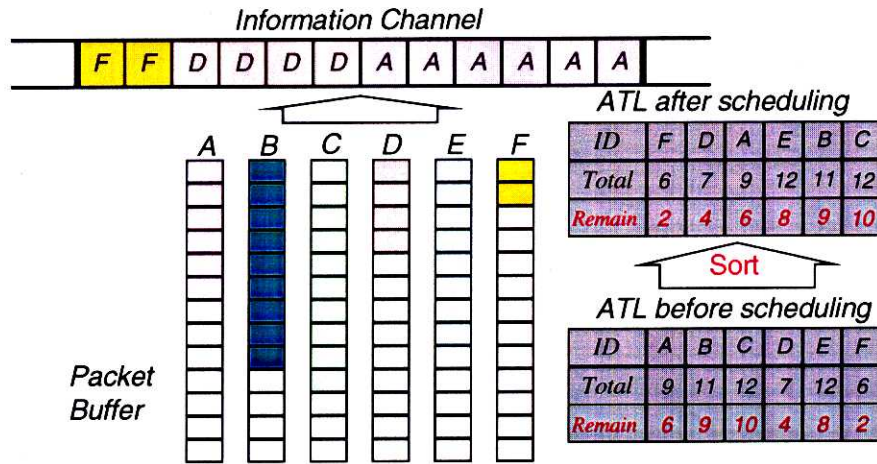


図 4.11 PARP アルゴリズムによるリソース割当例

量は端末 A から順に 3, 2, 1, 3, 1, 2 スロットである。前フレームが終了した時点で各端末の未送信パケット数は端末 A から順に 1, 4, 11, 1, 11, 4 である。したがって、端末 A と端末 D の未送信パケット数が、それぞれの割りリソース量を下回っている。そこで、端末 A と D には未送信パケット数に等しい量のリソースとして、1 スロットのみが割り当てられる。その結果生じる 4 つの余剰スロットは、端末 A と D を除く端末に、ATL の先頭から順に 1 スロットずつ割り当てられる。最終的に各端末に割り当てられるリソース量は端末 A から順に 1, 3, 2, 1, 2, 3 スロットとなる。

### 4.3.5 Prioritized Allocation based on Remaining Packets (PARP) アルゴリズム

メッセージを発生した端末は、総送信パケット数（メッセージサイズ）と端末 ID とを含む予約パケットを送信する。予約スロット終了後直ちに、基地局はリソース割当を行なう。まず、ATL に記録されているアクティブ端末の順番を未送信パケット数に基づいて並び変える。未送信パケット数の最も少ない端末を先頭に、最も多い端末を最後尾にするような並び替えである。並び替えた後の ATL の状態に基づいて、MAF-F アルゴリズムによる割りリソース量の算出を行なう。本アルゴリズムは、未送信パケット数の少ないメッセージ伝送を優遇することで、結果的に短メッセージ伝送のスループットを向上させ、スループット分散の低減、すなわち公平性の向上を目指している。また、MAF-F アルゴリズムを部分的に使用することにより、リソース使用効率の向上も狙っている。

本アルゴリズムの動作を図 4.11 で説明する。前フレームを終了した時点で、各端末の未送信パケット数は端末 A から順に 6, 9, 10, 4, 8, 2 パケットである。予約スロット終了後、基地局はこの値に基

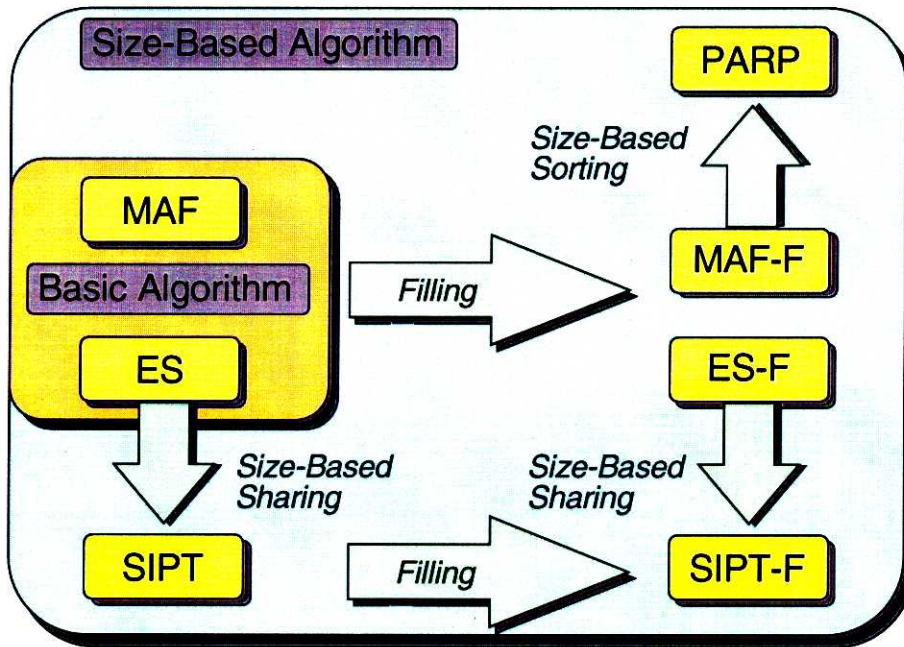


図 4.12 各リソース割当アルゴリズムの相互関係

づいてアクティブ端末の順位をソートする。その結果、端末は先頭から順に F, D, A, E, B, C の順に並ぶ。続いて MAF-F アルゴリズムによるリソース割当を実行する。すなわち、先頭端末 F の未送信パケット数 2 パケットは全リソース量 12 スロットを下回るので、端末 F には未送信パケット数に等しい 2 スロットが割り当てられる。続く端末 D の未送信パケット数 4 パケットは、余剰リソース 10 スロットを同じく下回るので、端末 D には未送信パケット数に等しい 4 スロットが割り当てられる。続いて端末 A の未送信パケット数 6 パケットは、余剰リソース 6 スロットに等しいので、端末 A には 6 スロットが割り当てられる。

#### 4.3.6 アルゴリズムの相互関係

ここで、前節で示した各アルゴリズムの相互関係を整理しておく。全てのアルゴリズムの基本は MAF と ES アルゴリズムである。前節で最初に示した SIPT は、基本となる ES に対してサイズに基づくシェアリングを施したアルゴリズムであると捉えられる。SIPT に Filling 操作を追加したものが SIPT-F である。同じく、MAF と ES に対して Filling 操作を追加したアルゴリズムが MAF-F および ES-F である。ES-F に対してサイズに基づくシェアリングを行なうと SIPT-F アルゴリズムが得られる。また、MAF-F に対してサイズに基づくソーティングを行なえば PARP アルゴリズムになる。以上が、

各アルゴリズムの相互関係である。これを模式的に示したものが図 4.12 である。

ここで、本章で示したリソース割当アルゴリズムと、オペレーティングシステムにおけるプロセススケジューリングまたはジョブスケジューリング [4] との類似性について考えてみたい。本章で示したリソース割当の目的は、メッセージトラヒックを有する端末に無線リソースを配分することである。その際に、明示的な QoS 保証は行なわないが、できる限りの高スループットと公平なスループットを各端末が享受することを目指す。一方、プロセススケジューリングの目的は、応答時間・スループット・プロセス効率などのシステム目標を達成するように、プロセスで処理する各プロセスに対しプロセス資源を割り当てることである。最も単純なスケジューリング方法である first-come first-served (FCFS) は MAF アルゴリズムとの類似性があり、また round-robin (RR) スケジューリングは ES アルゴリズムとの類似性を有している。さらに、プロセススケジューリングにおいて、長いプロセスが優遇されるという問題に対処するために処理時間期待値 (expected processing time) の情報が用いられる。例えば、shortest process next (SPN) や shortest remaining time (SRT) などがある。前者は処理時間期待値が最も短いプロセスを選択するスケジューリングアルゴリズムであり、後者は残り処理時間期待値 (expected remaining processing time) が最も短いプロセスを選択するアルゴリズムである。ここで、処理時間期待値は無線メッセージ伝送におけるメッセージサイズと見なすことができる。これが、リソース割当にメッセージサイズ情報を利用するひとつの理由である。以上の考察から、プロセススケジューリングアルゴリズム SPT と、本章で示した PARP アルゴリズムの間にも類似性があることがうかがえるであろう。

## 4.4 特性評価

### 4.4.1 シミュレーションモデル

制限が多く簡単な条件のもとで MAF や ES といった単純なアルゴリズムの特性を理論解析することは可能であるかも知れないが、様々な条件の下で全てのアルゴリズムの特性を理論的に求めることは大変困難である。そこで、本章ではアルゴリズムの特性を計算機シミュレーションによって求める。本シミュレーションで使用した、システムパラメータの代表的な値を表 4.1 に示す。これは第 3 章の表 3.1 とほぼ同じである。これらの値は、将来の変調・等化技術により、マイクロセル環境において約 2 Mbps の伝送速度を得ることができるであろう、という予測に基づいて選択された。もちろん、他の値を選択することも可能であるが、たとえ他の条件下でも、ここで示すシミュレーション結果と定性的には同じ結果が得られるものと考えられる。

本節で行なうシミュレーションは予約スロットや確認スロットではなく、情報スロットに着目したシミュレーションであることに注意しておきたい。そのため、予約スロットや確認スロットに関連する

表 4.1 シミュレーションパラメータ

	Symbol	Value	Unit
Frame Length	$T_f$	12	[msec/frame]
Number of Request Slot	$N_R$	1	[slot/frame]
Number of Request Mini Slots	$N_M$	5	[mini-slots/frame]
Number of Acknowledgement Slot	$N_A$	1	[slot/frame]
Number of Information Slots	$N_I$	60	[slots/frame]
Capacity of Active Terminal List	$N_L$	60	[terminals]
Payload		48	[bytes/slot]
Maximum Information Channel Rate ( $N_I$ slots per frame)	$R_{\max}$	1920	[kbps]
Minimum Information Channel Rate (1 slot per frame)	$R_{\min}$	32	[kbps]
Maximum Number of Requests (including retransmission due to collision)	$P_{\max}$	2	
Average message size	$X$	4.8	[Kbytes]
Phase index of $k$ -Erlangian distribution	$k$	6	

パラメータ値として、アルゴリズムの特性を左右しないような値を選択している。例えば、予約パケットが衝突したために予約パケットの送信回数が最大値  $P_{\max}$  を越えて予約が却下される確率は、無視できるほど小さくなるようにパラメータ値を選択している。これについては後ほど詳しく述べる。

シミュレーションに際しては、ひとつの基地局が複数の端末と単一の TDMA/TDM/TDD キャリアを介して通信を行なう、シングルセル環境を想定した。干渉やフェージングなどの電波伝搬は考慮していない。予約パケットの送信は最大 2 回（初期送信と、それが衝突した場合の第 2 回送信）とした。ATL 溢れによって伝送要求が拒否された場合には、再要求は行なわないものとした。

メッセージは、発生率  $\lambda$  [messages/sec] でポアソン生起するものとした。メッセージサイズ分布は、実際のアプリケーションに大きく依存するものと考えられる。そこで、リソース割当アルゴリズムのメッセージサイズ分布への依存性を考察するために、メッセージサイズ分布として指数分布と  $k$ -Erlang 分布とを使用した。これらについては第 3 章の 3.5.1 を参照して欲しい。

#### 4.4.2 性能指標

アルゴリズムの特性評価において、割当+送信遅延時間、ATL での呼損率、スループットの平均、スループットの正規化分散、リソース使用率の 5 つの性能指標を使用する。割当+送信遅延 (alloc+trans) は、割当遅延時間  $t_{all}$  と送信時間  $t_{tr}$  の総和の平均である。ATL での呼損率とは、ATL に空きがないためにメッセージ伝送要求が却下される確率である。平均スループット  $S_{AVG}$ 、スループット分散  $S_{VAR}$ 、リソース使用率  $U$  の定義は次の通りである。

$$S_{AVG} = E[S] \quad (4.3)$$

$$S_{VAR} = E[(S - S_{AVG})^2]/S_{AVG} \quad (4.4)$$

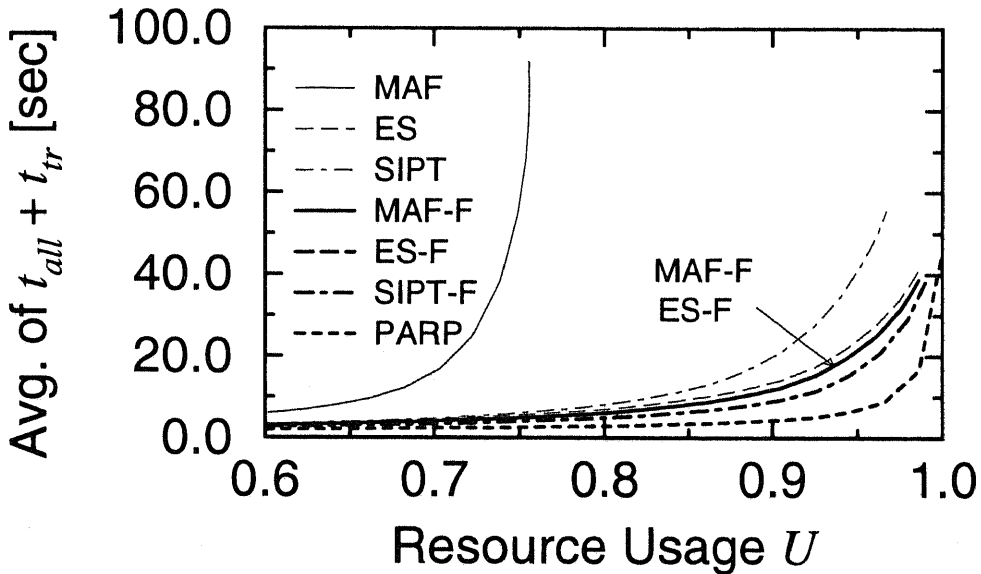


図 4.13 割当+送信遅延時間とリソース使用率の関係。メッセージサイズは指数分布。

$$U = E[N_{IO}/N_I] \tag{4.5}$$

但し、 $S$  はスループットを 平均スループットとスループット分散における  $E[\cdot]$  は各メッセージ伝送に対する集合平均を表し、リソース使用率における  $E[\cdot]$  は時間平均を表す。また、 $N_{IO}$  は使用された情報スロット数を、 $N_I$  は情報スロットの総数を表す。平均スループット  $S_{AVG}$  はユーザ側から見た指標であり、“端末”スループットと見なすことができる。平均スループットの代わりに、総遅延時間の平均などの他のパラメータを使うことも可能である。一方、リソース使用率はシステム側から見た指標であり、“チャンネル”スループットと捉えることができる。スループット分散  $S_{VAR}$  は、ひとつのメッセージに属する複数のパケット間の遅延変動を表すのではなく、複数のメッセージ間のメッセージ伝送遅延変動を表す指標である。

以上の性能指標に加えて、以下の考察では正規化負荷をシステムパラメータとして使用する。これは、システムに投入される負荷 [bit/sec] を、最大情報伝送速度  $R_{max}$  [bit/sec] で除した値である。負荷はメッセージ発生率 [1/sec] と発生したメッセージのサイズ [bit] の積で表す。

#### 4.4.3 シミュレーション結果

図 4.13 に割当+送信遅延時間  $t_{all} + t_{tr}$  の平均値をリソース使用率  $U$  の関数として示す。メッセージサイズ分布は指数分布である。全てのアルゴリズムの中で、MAF の割当+送信遅延時間が極度に大きいことが分かる。割当+送信遅延時間の増加は ATL の輻輳を招き、ATL での呼損率を悪化させる。



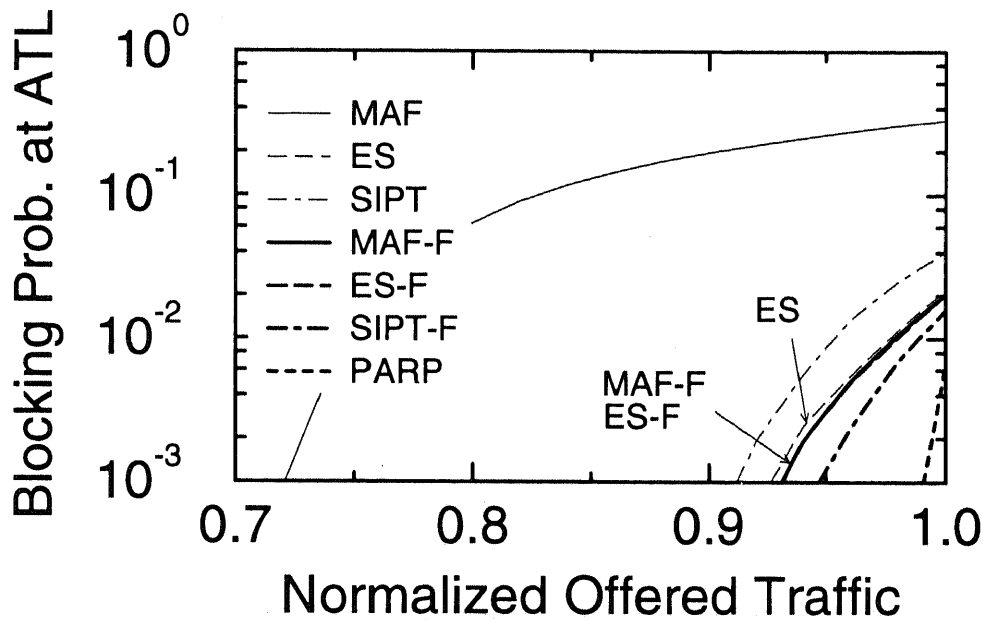


図 4.14 ATL のオーバーフローのためにメッセージ伝送要求が棄却される確率。メッセージサイズは指数分布。

このことは ATL での呼損率を示す図 4.14 から理解できるであろう。図 4.14 は、MAF の呼損率が最も高いことを示している。したがって、図 4.13 と図 4.14 から、割当+送信遅延時間と ATL での呼損率との間には密接な関連があることが理解できる。エラーフリーが求められるデータ通信では、ATL での呼損率が低いことが望ましい。したがって、高負荷時の呼損率は高くなるものの、MAF を除くアルゴリズムがデータ通信には適していると言える。

図 4.15 はリソース使用率特性である。メッセージサイズは指数分布である。MAF を除き、リソース使用率  $U$  と正規化負荷の間には比例関係があることが読みとれる。MAF のリソース使用率は負荷の増加とともに一定値に落ち着いてしまう。このように MAF のリソース使用率が低いのは、図 4.14 に示した通り ATL での呼損率が高く、結果的に運ばれるメッセージ数が少なくなるからである。図 4.16 は、MAF 以外のリソース使用率の相対関係を調べるために図 4.15 を拡大したものである。相互の差は小さいものの、PARP アルゴリズムのリソース使用率が最も高いことが分かる。したがって、リソース使用の点で PARP が最も効率的なアルゴリズムであると言える。

図 4.17 には、平均スループット  $S_{AVG}$  をリソース使用率、すなわちチャネルスループットの関数として示す。メッセージサイズは平均 4.8 [Kbytes] の指数分布である。図から、MAF、ES、および SIPT の平均スループット特性が Filling 操作によって向上していることが分かる。MAF の改善度合は ES のそれと比較してかなり大きい。しかしながら、最も平均スループットが高いのは PARP であ

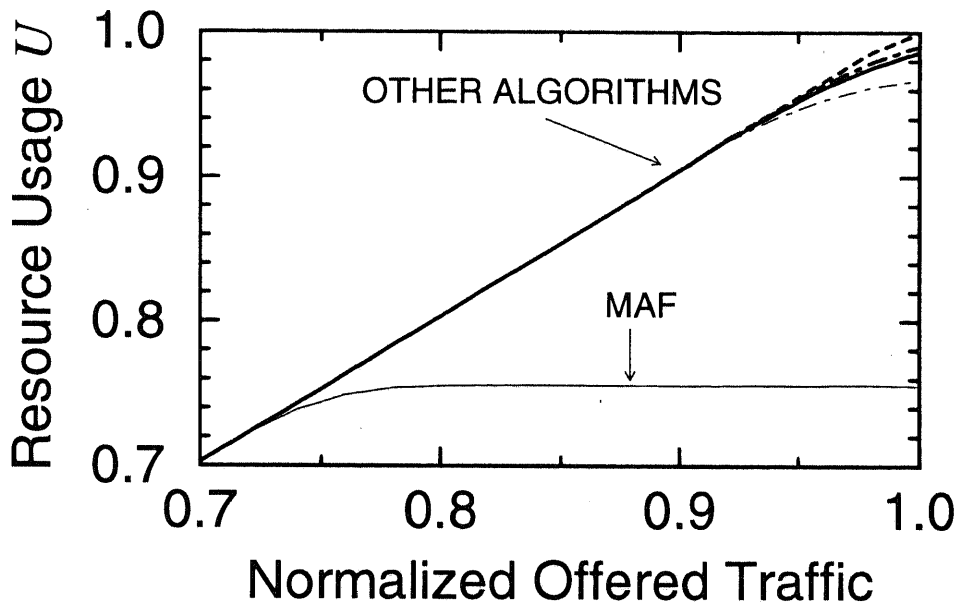


図 4.15 リソース使用率と正規化負荷との関係。メッセージサイズは指数分布。

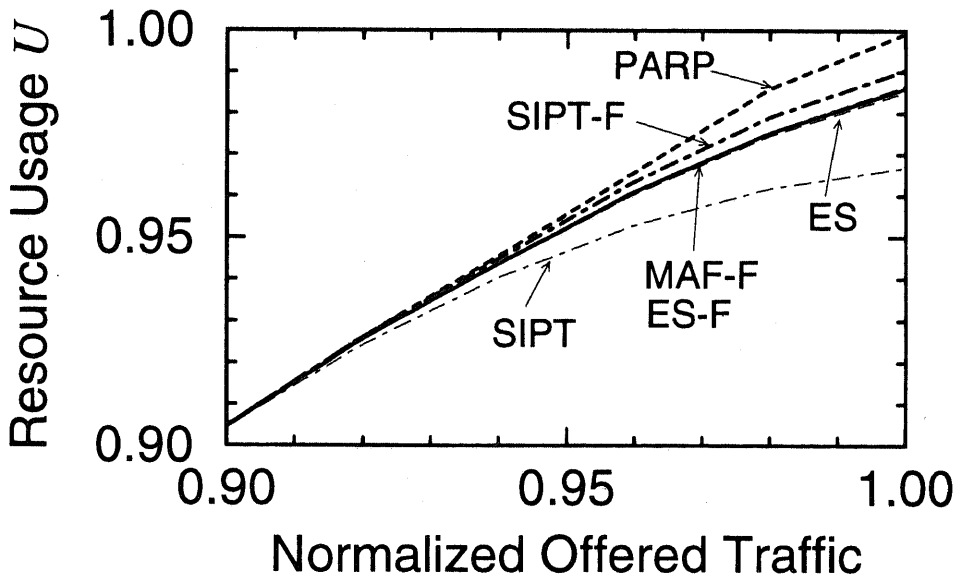


図 4.16 リソース使用率と正規化負荷との関係。図 4.15 を拡大したもの。メッセージサイズは指数分布。

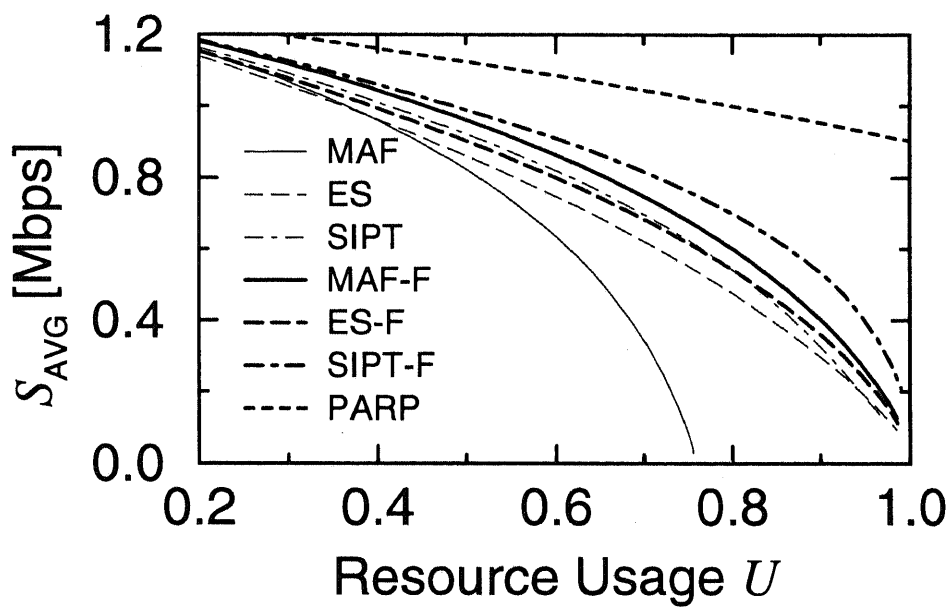


図 4.17 平均スループットとリソース使用率との関係。メッセージサイズは指数分布。

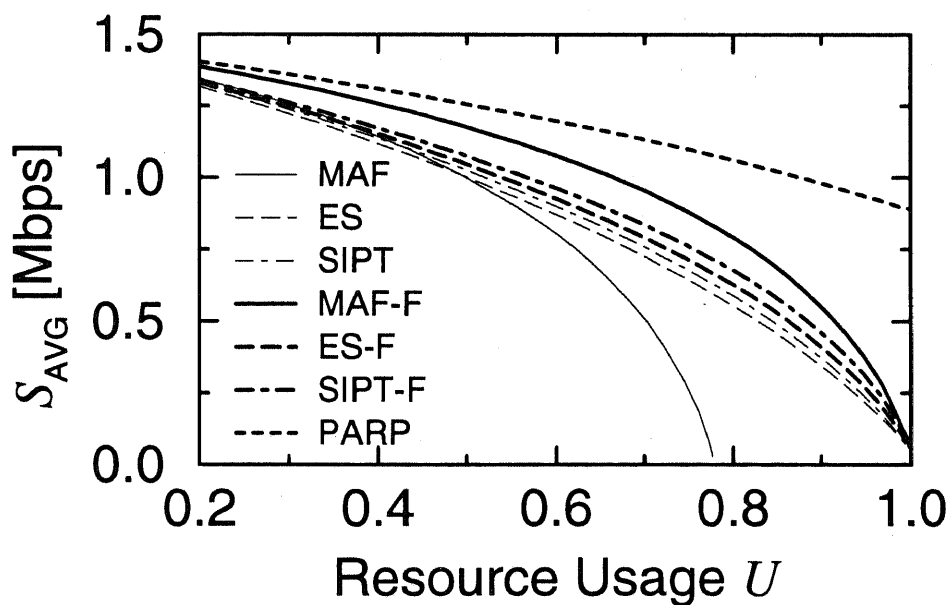


図 4.18 平均スループットとリソース使用率との関係。メッセージサイズは  $k$ -Erlang 分布。

り、広い負荷領域に渡って高スループットが維持される。

図 4.18 には、メッセージサイズ分布を  $k$ -Erlang 分布とした場合の平均スループット特性を示す。図 4.17 および図 4.18 から、メッセージサイズ分布に依らず、PARP が最も高い平均スループットを提供することがわかる。また、全てのアルゴリズムで、サイズが  $k$ -Erlang 分布の時の平均スループットが、指数分布の時のスループットを上回っている。これは、短メッセージが全体の平均スループット特性を悪化させるからである。そのメカニズムについて説明する。式 (4.2) で定義したように、スループット  $S$  は、メッセージサイズ  $x$ 、予約遅延時間  $t_{req}$ 、割当遅延時間  $t_{all}$ 、そして送信時間  $t_{tr}$  の 4 つのパラメータの関数である。ここで、送信時間  $t_{tr}$  はメッセージサイズ  $x$  の縮小にともなって減少する。それに呼応して、割当遅延時間  $t_{all}$  も減少する。一方、予約遅延時間  $t_{req}$  はメッセージサイズ  $x$  の大きさに関わらずほぼ一定 (約  $12/2 = 6$  msec) である。この理由は 2 つある。ひとつは、予約スロットにアクセスする予約パケットは slotted ALOHA で処理されるので、メッセージサイズに依存しないことである。もうひとつは、ここで実施したシミュレーションの条件下では、最も予約パケット衝突率の高い正規化負荷 1 の場合においても、予約パケットの衝突に伴う予約呼損率、すなわち再送を含む予約パケット送信回数が許容値  $P_{max}$  を越える確率はせいぜい  $10^{-4}$  以下であることである。この 2 つの理由から、メッセージが発生してから予約パケットが基地局で正しく受信されるまでに経過する時間である予約遅延時間  $t_{req}$  は、1 フレーム長の約半分、すなわち約 6 msec になると考えられる。以上の議論から、予約遅延時間  $t_{req}$  が総遅延時間  $t_{total}$  に占める割合はメッセージサイズ  $x$  の減少に伴って増加し、その結果、短メッセージのスループットの低下が起こる。ここで図 3.8 と図 3.9 を見れば分かる通り、指数分布は  $k$ -Erlang 分布に比べて、短メッセージの割合が多い。したがって、全体の平均スループットは、メッセージサイズが  $k$ -Erlang 分布の場合よりも指数分布する場合の方が低い。

図 4.17 と図 4.18 とから総合的に言えることは、メッセージサイズの分布に依らず PRAP アルゴリズムの平均スループットが最も高いということである。また、MAF、ES、SIPT とそれらに Filling 操作を施した MAF-F、ES-F、SIPT-F のスループットを比較することによって、Filling 操作が有効であると結論することができる。

図 4.19 と図 4.20 はそれぞれ、メッセージサイズが指数分布の場合と  $k$ -Erlang 分布の場合のスループット分散特性を示したものである。これらの結果から、 $k$ -Erlang 分布の場合のスループット分散が、指数分布の場合のスループット分散よりも小さいことがわかる。これは、メッセージサイズが  $k$ -Erlang 分布の場合のサイズの分散が、指数分布の場合のサイズの分散よりも小さいことが理由である。また、負荷の広い範囲で PARP のスループット分散が最小となっている。スループット分散は、最善努力型 (best effort) サービスにおけるサービスの公平性を示すひとつの指標であると考えられる。このような観点から、全てのアルゴリズムの中で PARP が最も公平性の高いアルゴリズムであると結論できる。次に高い公平性を提供するものは SIPT-F であり、これはメッセージサイズ分布に関わらずリソース使

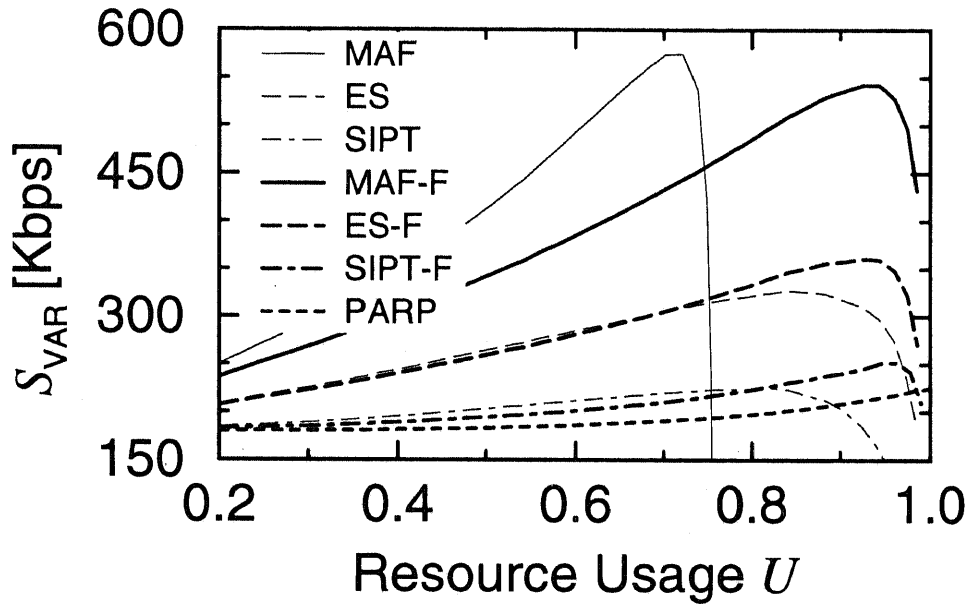


図 4.19 スループット分散とリソース使用率との関係。メッセージサイズは指数分布。

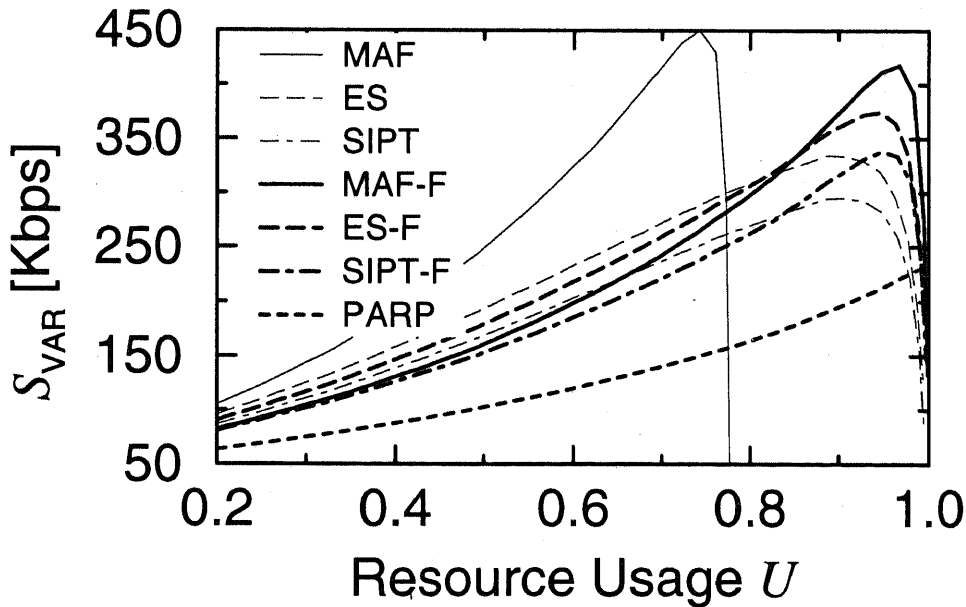


図 4.20 スループット分散とリソース使用率との関係。メッセージサイズは  $k$ -Erlang 分布。

用率の20～80%の範囲で得られている。リソース使用率の高い領域でスループット分散値が急激に低下するのは、ATLの占有率が高まり、各端末が享受するスループットが平均化されるためである。

#### 4.4.4 考察

メッセージサイズ情報を利用しない2つのリソース割当アルゴリズムMAFとESに加えて、サイズ情報を利用する5つのアルゴリズムSIPT、MAF-F、ES-F、SIPT-F、PARPについて相対評価を行なった。サイズ情報を利用することには2つの理由があった。ひとつは与えられたリソースをできる限り使用することによりリソース使用率と平均スループットを向上させるためである。そしてもうひとつは、短メッセージをATLの先頭位置へ配置することによって、あるいは短メッセージに割り当てるリソース量を多くすることによってスループットの公平性を高めるためである。前者の目的は、図4.15から図4.18を検討することで、達成されたことが確認できる。すなわち、Filling操作を実施するアルゴリズムMAF-F、ES-F、SIPT-FおよびPARPの特性が、Filling操作を行なわないアルゴリズムMAFとESの特性を上回っている。一方、後者の目的は、図4.19と図4.20とから達成されていることが確認できる。すなわち、ATLのアクティブ端末をサイズの小さい順に並べる操作を行なうPARPアルゴリズムと、短メッセージに割り当てるリソース量を増加するSIPTおよびSIPT-Fアルゴリズムとが、小さいスループット分散を実現している。

リソース割当アルゴリズムを実用的な見地から検分してみる。高スループットを要求するコンピュータ通信関連のアプリケーションに対しては、図4.17と図4.18とから、PARPが最も適しているといえる。最善努力型サービスに公平なサービスを提供する立場からは、図4.19と図4.20とが示すように、PARPが最もふさわしい。貴重な無線資源を効率良く利用するという立場からは、図4.15と図4.16とが示すように、MAFを除くアルゴリズムが適当である。低いデータ損失、あるいはATLでの呼損に伴う再送を行わずに迅速な伝送開始を望むアプリケーションに対しては、図4.14から分かるように、MAF以外のアルゴリズムが適当であり、その中でもPARPが最も適していると言える。しかしながらここで注意しておきたいことは、PARPやその他のシェアリング型アルゴリズムは、基地局が送信すべき制御信号量が多いということである。すなわち、リソース割当が行なわれた時には、基本的には全ての端末に対して(再)割当信号を送信しなければならない。以上の考察から、現時点では、メッセージトラヒックに対して最善努力型サービスを提供するにはPARPが最適であると結論する。

ところで、これまで、各リソース割当アルゴリズムの長所と短所について考察してきた。しかしながら、各アルゴリズムの絶対的な特性は、モデルやシミュレーション条件、例えば情報スロット数や平均メッセージサイズなどに依存し得る。例を挙げれば、比較的特性の悪かったMAFも、情報スロット総数を減らすことにより未使用スロット数が減るので、特性が向上する可能性がある。それでも、他のシミュレーション条件下においても、ここで示したシミュレーション結果と定性的に同じ結果が得られるものと考えている。さらに言えば、本章での議論の中心はフレーム/スロット構成などではな

く、リソース割当アルゴリズムであるので、各アルゴリズムの特性の相対評価を行なうことにその意義があるものと信じる。

## 4.5 おわりに

本章では、メッセージトラヒックに対して最善努力型サービスを提供するためのリソース割当手法について論じた。その中心は、前章で示したメッセージサイズ情報を利用しない2つのリソース割当アルゴリズム MAF および ES と、サイズ情報を利用する5つのアルゴリズム SIPT、MAF-F、ES-F、SIPT-F、PARP である。リソース割当の目的は、保証型サービスを要求するクラスに割り当てた後に残る残余リソースを、最善努力型サービスクラスに属する複数のメッセージトラヒックソースで分配することである。その際、QoS の保証は実施しないが、可能な限り高いスループットと可能な限り公平なスループットが享受されることが望まれる。遅延+送信遅延時間、平均スループット、スループット分散、リソース使用率、ATL での呼損率などを性能指標に、計算機シミュレーションによってアルゴリズムの特性を相対的に評価した。その際、実際のホームページと電子メールのサイズ分布の調査結果に基づいたメッセージサイズ分布を利用した。シミュレーション結果によれば、総合的に見て PARP が最も特性が良い、すなわち平均スループット、スループット分散、リソース使用率の点で他のアルゴリズムよりも優れていることが確認された。さらに、リソース割当にサイズ情報を利用することによって、それによって複雑さは増すものの、スループットとリソース使用率の改善が実現できることが明らかになった。

今後の課題はいくつか考えられる。まず、アルゴリズムの特性の、メッセージサイズ分布と平均メッセージサイズへの依存性を検討する必要がある。第二は、フェージングや干渉などの電波伝搬の考慮である。第三は、リソース割当アルゴリズムと、FEC や ARQ などの誤り制御方式とを組合せる方式の検討である。第四は、他の無線アクセスアーキテクチャへの適用方法の検討である。

## ■ ■ ■ 【参 考 文 献】 ■ ■ ■

- [1] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “無線 ATM における非即時データのリソース管理手法”, 信学技報, RCS95-139 (1996-01).
- [2] M. Inoue, H. Morikawa, M. Hatori, and M. Mizumachi: “Abr message transfer schemes in wireless ATM networks”, in *Proc. 7th International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Communications (PIMRC'96)*, Taiwan, ROC (Oct. 1996).
- [3] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: “Resource allocation schemes for non-real-time bursty traffic in wireless ATM networks”, in *Proc. IEEE GLOBAL TELECOMMUNICATIONS CONFERENCE (GLOBECOM'96)*, London, UK (Nov. 1996).
- [4] W. Stallings, *Operating Systems*, Prentice-Hall, NJ, 2nd edition (1995).



## 第 5 章



# 階層化VBRトラヒックのリソース割当

従来、音声符号化や映像符号化には固定レート符号化が多く用いられてきた。固定レート符号化は、同期転送モードを採用した従来型通信ネットワークでの伝送には最も適した符号化方式ではあるが、符号化出力レートを一定に保つために品質を犠牲にしている面があった。メディア統合型通信ネットワークにおいては、可変レート伝送も可能になることから、可変レート出力を許すことで品質を一定に保つ可変レート符号化も登場することになる。このような観点から、本章では VBR (Variable Bit Rate) トラヒックのための無線アクセスアーキテクチャを考察する。

## 5.1 はじめに

従来、実時間性を有する映像や音声などは固定レートに符号化され、回線接続型のネットワークにより伝送されてきた。このため、低遅延、低遅延変動を保証する反面、品質やネットワーク資源利用効率を代償としてきた。音声や映像などは本質的には可変レート情報であるためである。これに対し、バケットベースのアクセス方式は、バースト性データを扱うのに適しており、統計的多重効果を利用することにより、ネットワーク資源の効率良い利用が可能となる。しかしながら、その反面、遅延変動が増大し、ふくそうによるバケット廃棄も生じる可能性も有する。

このような観点から、有線系において ATM が提唱されている。有線系の ATM においては、回線接続における高速性とパケット交換におけるバーストデータに対する柔軟性という双方の長所を採り入れている。これにより、このような実時間性を有する可変レートデータをも効率的に扱うことが可能となっている。

一方、各ユーザ間において無線伝送帯域を共有して、無線基地局に接続される移動通信においては、予約処理の導入は不可欠であり、多様多様な情報を統一的に扱えるマルチプルアクセス方式として、予約型ランダムアクセス方式が提案されてきている。予約型ランダムアクセス方式の特徴は、情報発生時にチャンネルの予約を行い、デマンド型の固定レート伝送を行うことにある。このため、統計的多重効果により、周波数利用効率が良い。

このような特徴を有する予約型ランダムアクセス方式において、映像データのように、時々刻々と必要とするチャンネル容量が変化する可変レートデータを効率良く収納するには、以下のようなことが必要となろう。まず、ピークレートで割り当てるのではなく、発生した情報量に応じて、柔軟に割り当てるスロット数を変化させることが必須であろう。次に、画像の階層符号化に見られるように、データを重要度に応じて分離してパケット化し、重要度の高いパケットを優先的に收容する制御も不可欠となろう。

そこで本章では、パケット TDMA における可変レート伝送方式に関する検討を行う。特に、予約型ランダムアクセス方式により、音声データを收容した際に生じる空きスロットに着目する。そして、それを利用することにより、効率の良い可変レート伝送が可能であることを明らかにする [1-3]。

以下、5.2において、提案する可変レート伝送手法について述べる。次に、5.3において、可変レート伝送の一例として、2階層映像データ伝送への適用について論じた後、5.4において、シミュレーションにより本手法の有効性を示す。

## 5.2 階層化 VBR トラヒックの階層的伝送

### 5.2.1 VBR トラヒック伝送の問題点

可変レートデータを限られた周波数帯域において効率良く収容するには、ピークレートで周波数資源を割り当てるのは望ましくなく、データのバースト性を利用し統計的多重効果により、効率良く周波数資源を利用することが望まれる。図 5.1 に、両者のチャンネル割り当ての様子を示す。

この図を見て分かるように、ピークレート割り当ての場合は、情報発生量が少ない時にも関わらず、常に一定のチャンネル容量を確保しているため、チャンネル利用効率が悪いことが分かる。この方式は、ピーク時においても全てのパケットが伝送可能なスロット数を携帯端末に対して固定的に割り当てるため、確実にパケットが伝送される反面、パケットが送信されない空きスロットが発生するためにチャンネル利用効率が劣化する。特に、平均レートとピークレートの比が大きいデータの場合には、その劣化は著しい。

これと比較して、情報発生時に必要なだけチャンネルを割り当てる統計的多重化効果を利用すれば、同一のチャンネル容量において、より多くの通信チャンネル収容の可能性があることが分かる。

利用可能な周波数資源の制限の厳しい移動通信においては、チャンネルの使用効率をできる限り高めたいという要求が強い。このため、ピーク割り当てと比較して制御が複雑となるものの、統計的多重効果を利用することにより、効率良く無線チャンネルを利用することが不可欠となろう。

### 5.2.2 ATM における VBR トラヒック伝送

有線系の ATM の場合、各端末は、基地局まで通信チャンネルを共有することなく、回線を占有して接続されている。このため、各端末は、他の端末を意識することなく、情報が発生すると即時に基地局に対し伝送が可能である。そして、基地局に設けられた交換機において、比較的容易に統計的多重が行われる。

図 5.2 に ATM における可変レートデータの制御手法を示す。基地局は、各端末に対し、スイッチの処理能力の限界を越えないように、事前に伝送レートの特性を表す使用量パラメータ (UP: Usage Parameter) の申告を要求する。現在のトラヒック量から判断して、収容可能ならば、帯域 (チャンネル) を割り当てる (CAC: Call Admission Control)。基地局は、この申告契約値に基づき、端末からのデータ量の監視を行い、申告値を超える場合はセル廃棄処理、優先度低下処理などを行う (UPC: Usage Parameter Control)。さらに、UPC 制御を受けた端末データは、ATM 交換機の出口において、回線容量 (VP: Virtual Path) のオーバフローを防ぐために、送信バッファ等を設けて、セル流の平滑化を行う (Shaping)。しかしながら、Shaping 能力をはるかに超えるセル流が発生すると、セルは廃棄される。このため、あらかじめ、セルのヘッダにセル損失優先度 (CLP: Cell Loss Priority) を入れておき、セル損失の優先制御を行

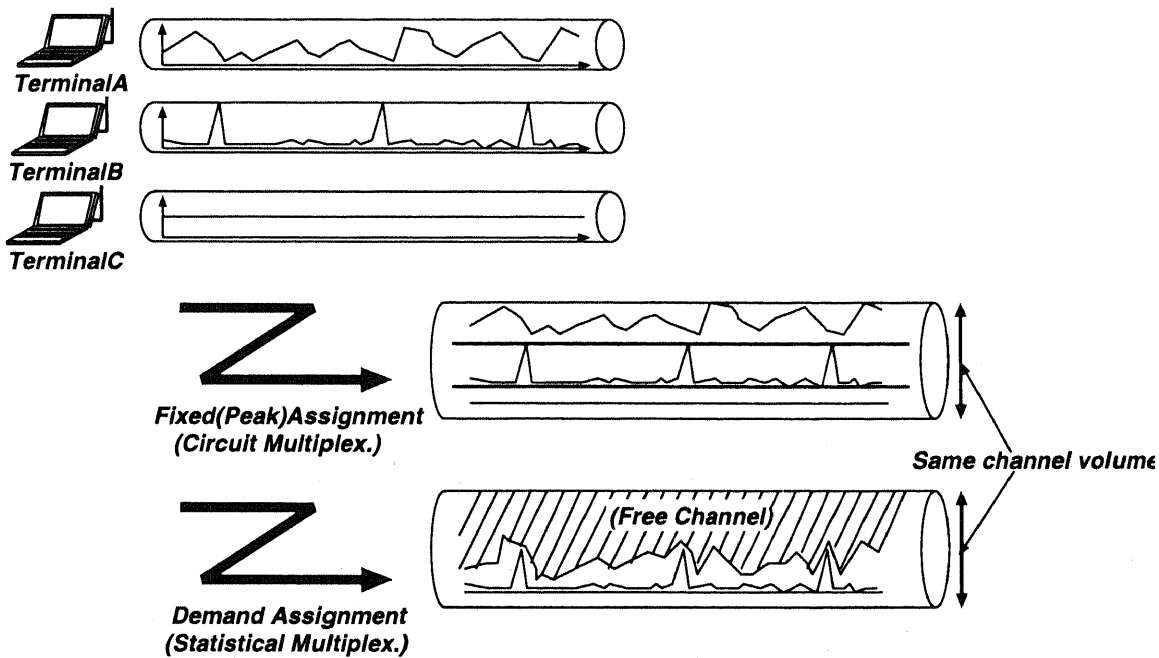


図 5.1 ピーク割り当てと統計的多重の比較

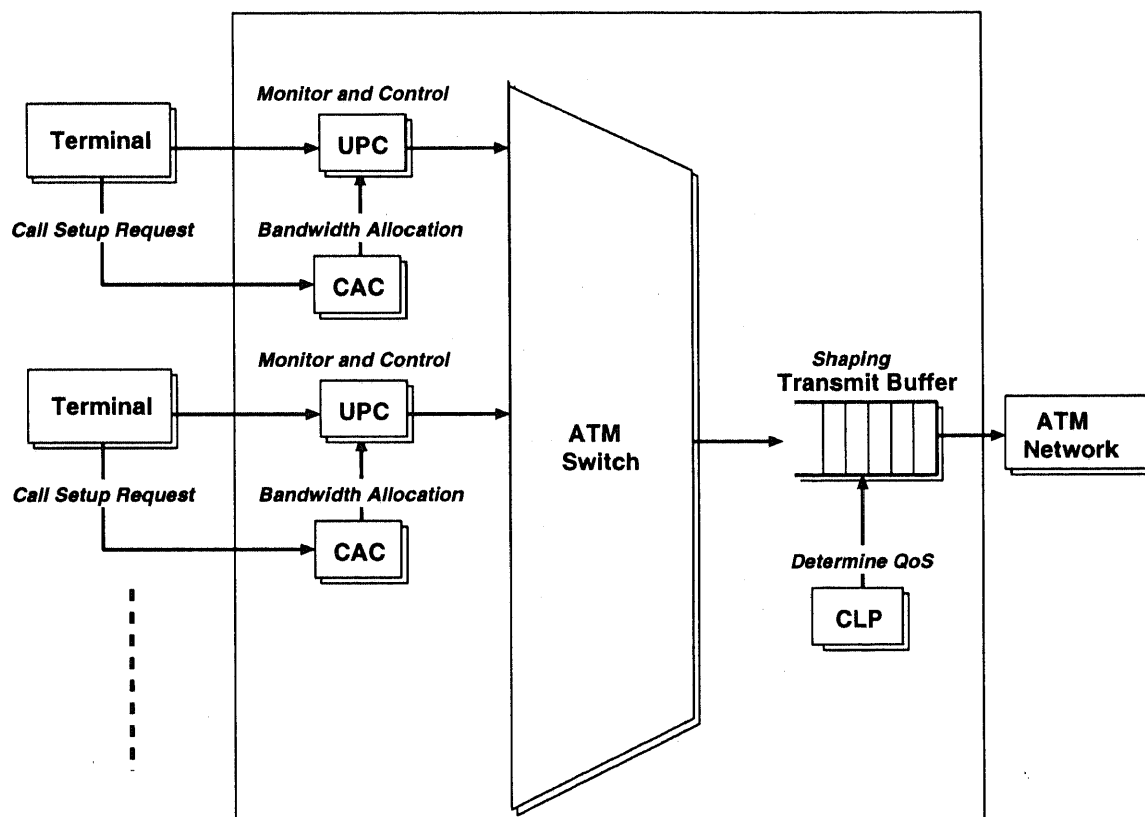
うことで、通信品質を確保する手法が用いられている。

このように、有線系の ATM において、各端末は、UP に基づきある程度の符号化制御等が必要であるが、情報が発生すると即時に伝送可能である。そして、基地局において、集中的にトラヒックの制御を行うことが可能なため、比較的容易に、チャンネル利用率の優れた高品質な可変レート伝送が可能となっている。

これに対し、移動通信においては、各携帯端末間で無線チャンネルを共有して無線基地局に接続される。このため、実時間性を有するデータを効率良く伝送するには、チャンネルの予約処理の導入は不可欠である。したがって、有線系における ATM のように、端末が情報を発生時において即時に伝送し、基地局側で集中的にトラヒックを管理することで統計的多重を図ると言った、真の意味での可変レート伝送は不可能であると思われる。また、ATM における UPC 及び CLP の機能を端末側にも持たせる必要が生じる。

### 5.2.3 階層化 VBR トラヒックの階層的伝送

5.2.2 において述べたように、有線系との差異を考慮すると、無線パケット TDMA における可変レートデータ伝送として、以下に述べる階層的な可変レートデータ伝送が考えられる。図 5.3 に階層的な



**CAC : Call Admission Control**  
**UPC : Usage Parameter Control**  
**CLP : Cell Loss Priority**

図 5.2 ATM における可変レートデータ制御法

変レートデータ伝送の概念図を示す。

情報データは、その重要度に応じて分類される。分類された各情報は、別々に符号化され、それぞれ独自の送信バッファに收容される (Layering)。各送信バッファは、独自のマルチプルアクセス手法 (MAC プロトコル) により割り当てられたチャネルを利用し、收容されている情報の送信を行う。

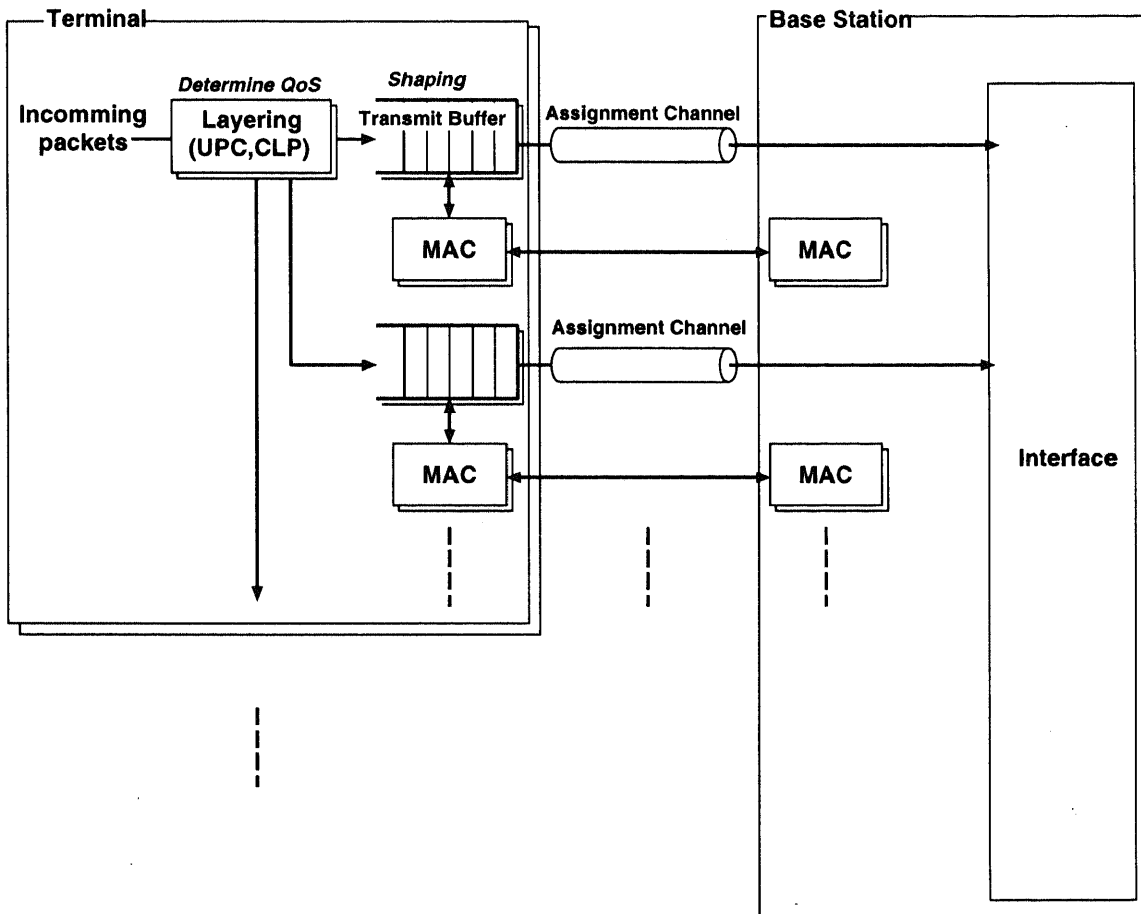


図 5.3 移動通信における可変レートデータ制御

このような階層的変レート伝送において問題となるのは、階層化手法と階層化された各々のデータのマルチプルアクセス方式 (MAC プロトコル) である。

本論文では、2 階層伝送を考え以下のような手法をとることとする。まず、携帯端末は、サービス品質 (QoS) を保証する最低所要チャネル (以下、ベース・チャネルとする) の割り当てを無線基地局に要求する。携帯端末は、無線基地局によりベース・チャネルが割り当てられると、データの重要度に応じた高い優先度を有するパケットから順に送信を行う。発生データ量の監視は、ATM の UPC におい

て用いられている T-X 法 (Jumping window、Credit window と呼ばれる) を採用した。すなわち、周期 T 区間の発生パケット数をカウントし、ベース・チャンネル容量を越えるオーバ・トラヒックが発生した際には、適宜、空きスロット (未使用スロット) を利用し、送信を試みる。そして、実時間性を考慮し、T-X 法周期 T を経てもチャンネルが割り当てられない場合には、そのパケットを廃棄する。

ここで、空きスロット (未使用スロット) に対しオーバ・トラヒックを送信する手法は、

- 基地局に対して予約処理を行い、割り当てられたスロットを利用して送信を行う手法
- 基地局により放送される空きスロット情報に基づき、空きスロットに対してランダムに送信を行う手法

の 2 つに大別される。基地局に対して、予約処理を行う手法は、高負荷時において、特に有効な手法と考えられるが、制御の複雑性、予約用チャンネルの確保の問題がある。これに対し、空きスロットに対してランダムに送信を行う手法は、制御の複雑性は軽減され、低負荷時においては優れた性能を示すと考えられるものの、高負荷時における性能劣化の可能性がある。このように、両者は一長一短があるが、本論文では基礎的検討として、後者の空きスロットに対して、ランダムに送信する手法を採用することとする。

図 5.4 に、階層的可変レート伝送手法の例を示す。この場合、情報パケットは優先情報 (MSP: Most Significant Part) と非優先情報 (LSP: Least Significant Part) の 2 つに階層符号化されている。携帯端末は、無線基地局より、常に一定間隔 T ごとに 2 パケット送信用のチャンネルが割り当てられている。そこで、携帯端末は、そのチャンネルにおいて MSP パケットを優先的に送信し、2 パケット以上の情報が発生した際には、基地局により新たに割り当てられたチャンネルを利用し送信を行う。時間 T を経てもチャンネルが割り当てられない場合には、そのパケットを廃棄する。ここで時間 T の長さは、品質と周波数利用効率のトレードオフの関係にある。つまり、時間 T が長ければ、情報レートの変動が平滑化され、固定レートに近い伝送となり、必要最低限のチャンネル容量での伝送が可能となる。しかしながら、その反面、送信遅延時間が増大する。システム設計上は、両者のトレードオフを考慮する必要がある。

このような手法によれば、最低のサービス品質を保証しつつ、情報の発生量の増大に応じたチャンネルの割り当てが成功すれば、さらなる品質の向上も期待できよう。

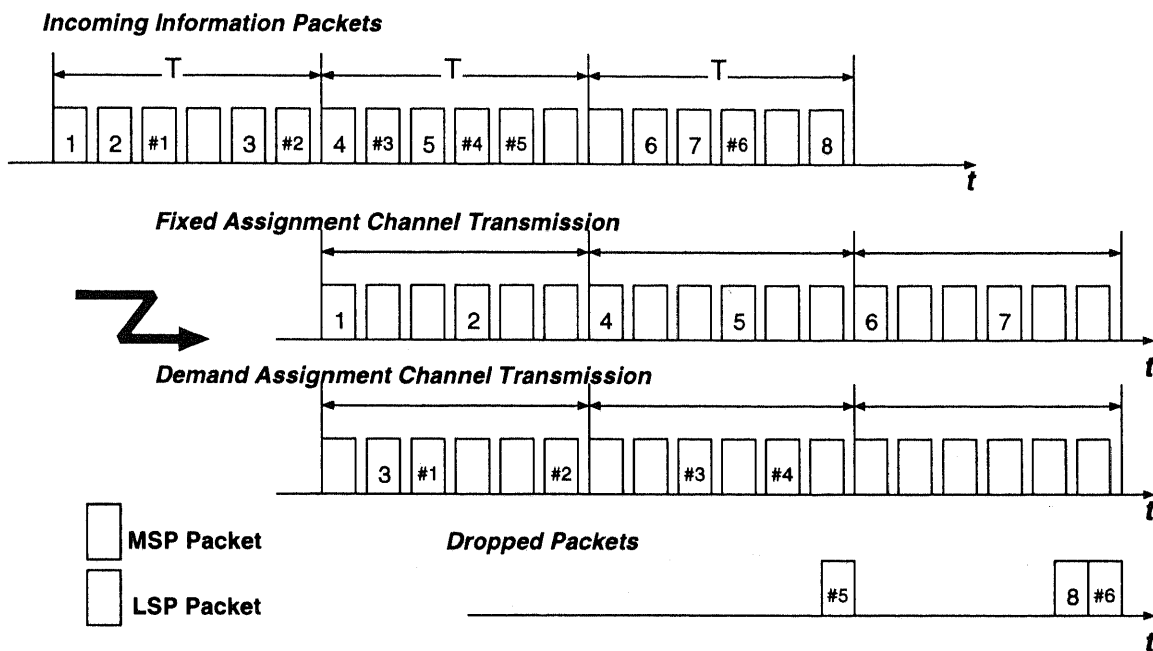


図 5.4 階層的変レートデータ伝送

### 5.3 映像への適用

#### 5.3.1 映像の階層的 VBR 符号化

高能率符号化された映像情報は、一般にバースト性が強く、可変レート伝送に適している。すなわち、符号化映像情報は、映像内容の変化(シーンチェンジ、絵柄の複雑さ等)や被写体の動きの変化等の要因により、時間的に大きく変動する。このため、従来の回線交換網で見られる固定レート伝送の場合には、符号器出力をバッファメモリで平滑化して送信する必要がある。バッファ容量は、ハードウェアコストや許容遅延時間により制限される。このため、バッファに蓄えられた容量に応じて、量子化ステップサイズの変更、駒落し等のレート制御を符号器で行い映像品質を犠牲にする必要がある。また、送信遅延の増大が否めない。

これに対し、可変レートで映像伝送を行えば、発生情報量の変動が許容され、一定の映像品質を保証した符号化が可能となり、映像品質の向上が期待できる。

これに向けて、ATM 網を対象として、映像のパケット伝送の研究が進められている。特に、多重化トラヒック量が増大し、一時的に網がふくそうした際のセル廃棄に対する対策として、2 階層符号化が提案されている [4,5]。この場合、映像の符号化情報を優先情報 (MSP) と非優先情報 (LSP) に階層



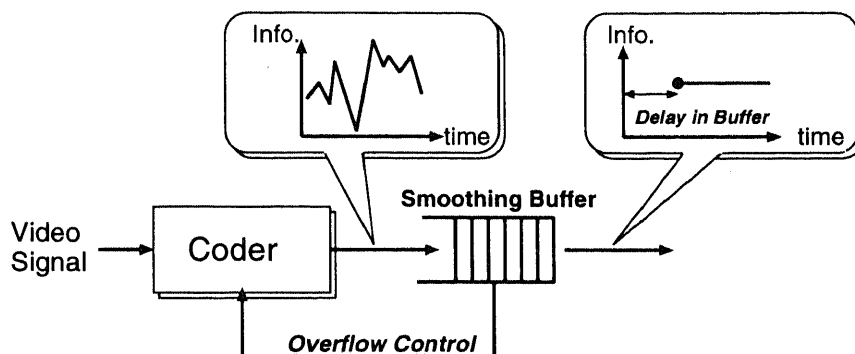


図 5.5 画像の固定伝送の場合

化し、別々にセル化して伝送する。網はふくそう時において、LSP を選択的に廃棄する。これにより、網ふくそう時においても、映像受信端末は、MSP のみを用いて映像の復号を継続でき、品質の劣化を防げる。このような 2 階層符号化は、移動通信においても、5.2.3 において述べた階層的変レート伝送に適用できる。

### 5.3.2 2 階層 VBR 映像符号化

2 階層符号化としては、CCITT(現 ITU-T) の H.261 勧告に準拠した構成を採用した(図 5.6 参照)。基本的なアルゴリズムは、動き補償予測と離散コサイン変換符号化を用いて、映像を符号化し伝送する。

1 フレーム前の画像をフレームメモリに蓄えておき、それをもとに動き補償を行い、予測画像を得る。次に、予測画像と現画像との差分から得られたフレーム間予測誤差を 8 画素×8 画素のブロックごとに離散コサイン変換(DCT)を行う。得られた DCT 係数は、量子化を施した後、図 5.6 中の SEP において、MSP と LSP に階層化され、MSP の DCT 係数と LSP の DCT 係数は別々に可変長符号化(VLC)される。そして、PacketMPX において、MSP と LSP を別々にパケット化して伝送する。

ここで一般に、低次の DCT 係数は欠落時の画質劣化が大きく、高次の DCT 係数は欠落時の画質劣化が小さい。そこで、DCT の階層化を図 5.7 に示すように、ジグザグスキャンによる最初の 10 個の DCT 係数を MSP、残りの DCT 係数を LSP とした。

また、パケット廃棄による復号誤りの後続フレームへの伝搬を防ぐため、基地局におけるパケットの受信状況に基づいた制御を図 5.6 中の Acceptance Control において行う。つまり、基地局に受信されなかったパケットに含まれていた DCT 係数はフレーム間予測ループへは入力しないこととする。

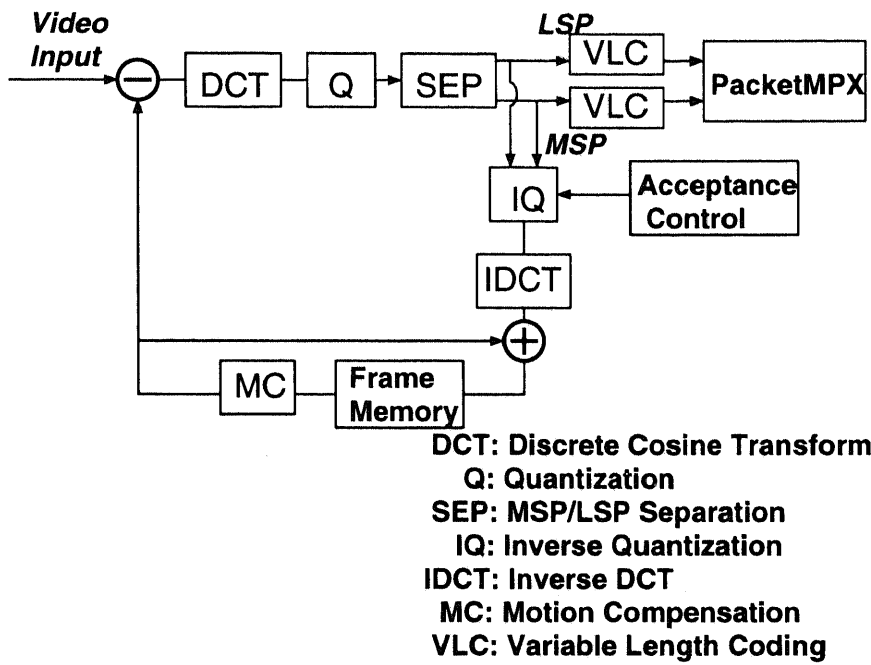


図 5.6 2 階層映像符号化手法

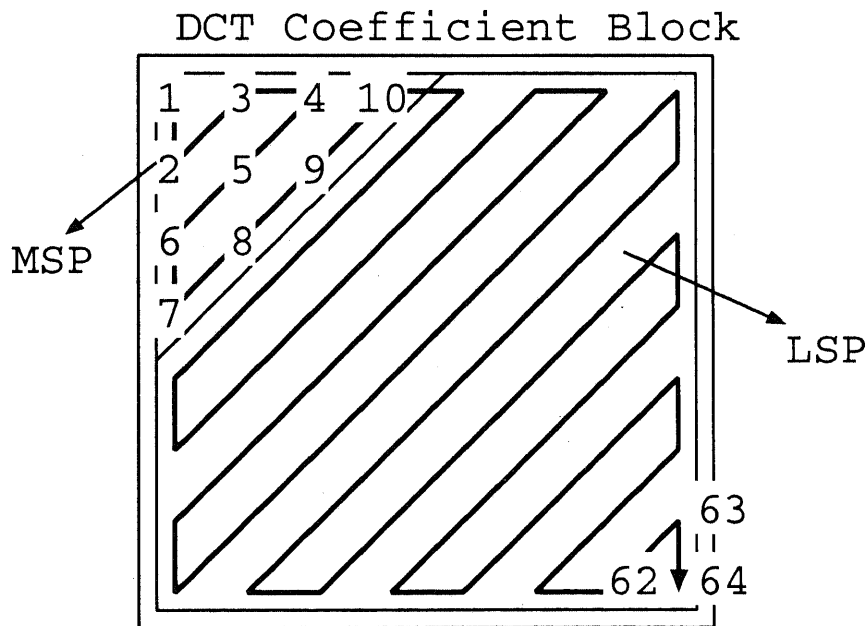


図 5.7 DCT 係数の階層化

表 5.1 Miss America の情報発生量の平均と標準偏差

	Avg.[packet]	Std. Dev.[packet]
MSP	17.592	6.3789
LSP	14.918	3.0639
Total	32.51	8.9923

## 5.4 特性評価

### 5.4.1 想定する環境

音声データを ALOHA-reservation 型プロトコルにより収容した場合、所定のサービス品質 (パケット廃棄率 1%以下) を満たす、ぎりぎりまで、ユーザを受付た場合においても、ある程度の空きスロットが存在する。ALOHA-reservation 型プロトコルにおいては、空きスロットは、未使用のまま放置されているため、この空きスロットを利用することにより効率的なデータ伝送の可能性を有している。

この空きスロットの有効利用の一手法として、映像データの階層可変レートデータ伝送において生じるオーバ・トラヒックの収容が考えられる。すなわち、音声データ用スロットに生じる空きスロットに対しオーバ・トラヒックのランダム送信が成功すれば、音声品質への影響を与えることなく、映像品質の向上が得られ、音声/映像データの統合的アクセスの一手法と考えられよう。

### 5.4.2 映像モデル

実際の映像データとして、Miss America (QCIF フォーマット:176 画素×144 ライン、10 フレーム/秒) の 50 フレームをつなぎ合わせて、テストシーケンスとして用いた。

5.3.2 で述べた 2 階層映像符号による Miss America の情報発生量の変動を図 5.8 に示す。また、MSP、LSP それぞれの平均と標準偏差を表 5.1 に示す。図 5.8 を見て分かるように、第 20 フレームから第 40 フレームの間においては、動きの変動が激しく、情報量が増大していることが分かる。

ここで、複数の映像を同時に扱うのは困難なため、その他の映像データは、AR(1) モデルにより発生させた。AR(1) モデルは、到着パケット数を式 5.1 のように表せる。

$$x(t) = y(t) + \rho \quad (5.1)$$

$$y(t) = ay(t-1) + e(t) \quad (5.2)$$

但し、

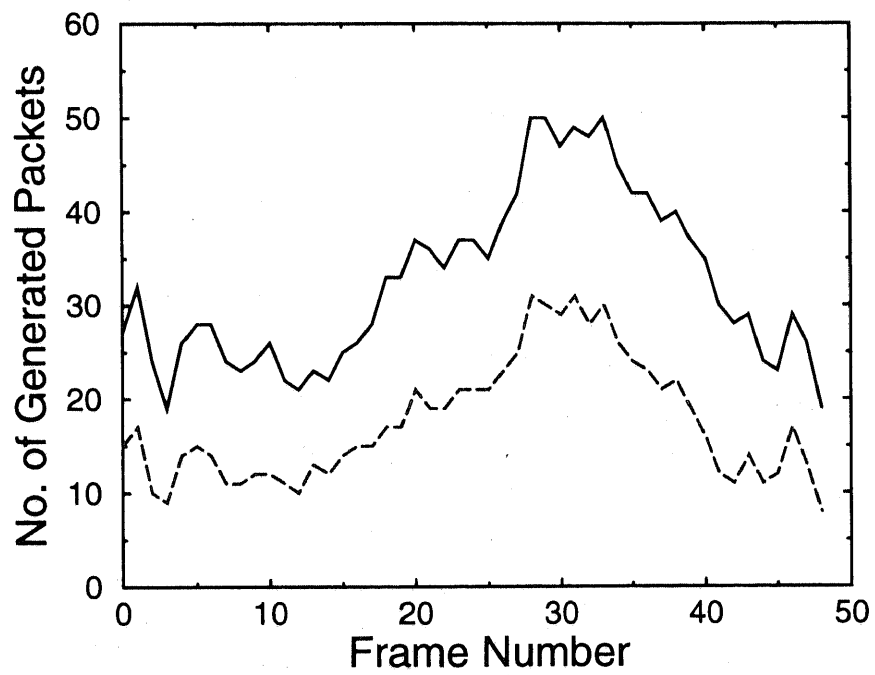


図 5.8 Miss America の 2 階層符号による情報発生量の変動

- $x(t)$ : 時間区間  $[t-1, t)$  における到着パケット数
- $y(t)$ : AR(1) に従う到着セル数の時系列
- $\rho$ : 平均到着セル数
- $a$ : AR 係数、 $|a| < 1$
- $e(t)$ : 平均値 0、分散  $\sigma^2$  の独立正規分布系列

画像トラフィックに対して適用する際には、まず、画像トラフィックの時間区間  $[t-1, t)$  の到着パケット数の分散を  $\sigma_x^2$  及び、自己相関関数  $e^{-\mu t}$  を測定する。そこで、式 5.2 の  $a$  及び  $e(t)$  の分散  $\sigma^2$  を以下のように設定する。

$$a = e^{-\mu} \tag{5.3}$$

$$\sigma^2 = (1 - a^2)\sigma_x^2 \tag{5.4}$$

ここで本シミュレーションでは、画像トラフィックの自己相関関数  $e^{-\mu} = 0.90$  とした。

### 5.4.3 フレーム/スロット構成

各フレームは、携帯端末が予約パケットの送信を行う Request Slot、基地局がスロット割り当てを行う Assignment Slot、基地局が空きスロット位置等のシステム情報を流す Broadcast Slot、及び、携帯端末が情報を転送する Information Slot より構成される。さらに、情報スロットは、各映像端末に固定的に割り当てられる VIDEO-Slot、ALOHA-reservation 型プロトコルにより音声端末に必要なに応じて割り当てる VOICE-Slot に分離される (図 5.9 参照)。

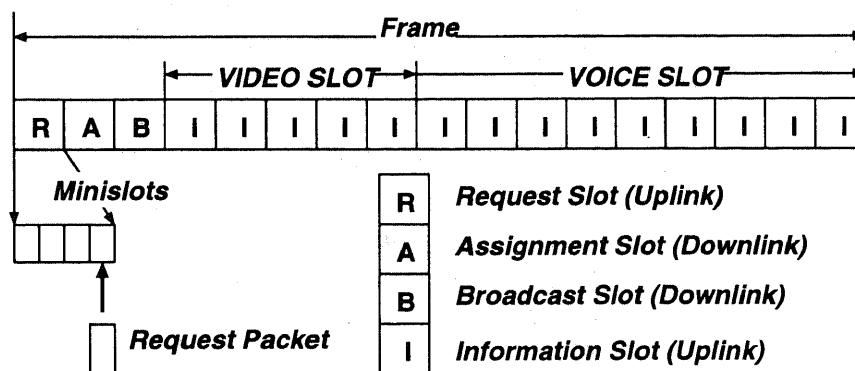


図 5.9 フレーム構成

#### 5.4.4 通信プロトコル

音声端末は、VOICE-Slot において呼受付制御を用いた ALOHA-reservation プロトコルにより通信を行う。ここで、最大受付呼数は 100 とした。次に、映像端末であるが、5.2.3. において述べた空きスロットを用いた階層的変レート伝送手法により通信を行う。予め、各映像端末には、1 スロットの情報スロットが固定的に割り当てられている (VIDEO-Slot)。映像端末は GOB(Group of Block) ごとに発生したトラヒックの平滑化を行い、VIDEO-Slot のみで送信可能以上のオーバ・トラヒックが発生した際には、VOICE-Slot に生じた空きスロットの任意の 1 つを選び、パケットを送信する。ただし、ふくそう時を考慮し、1 フレーム当たり最大 1 回、このランダム送信を可能とした。ここで、このランダム送信の基地局による受信結果は、Broadcast Slot により通知される。

以下、シミュレーションパラメータを表 5.2 に示す。

表 5.2 シミュレーションパラメータ

Frame Duration	5 msec
No. of Reservation Slots	1 slot/frame
No. of Assignment Slots	1 slot/frame
No. of Broadcast Slots	1 slot/frame
No. of Minislots	4 minislots
No. of VIDEO Slots	5 slots/frame
No. of VOICE Slots	50 slots/frame
Payload	160 bits/slot
Voice Terminal	
Max. No. of Voice Terminal( $K$ )	100
Retransmission Probability( $P_d$ )	0.3
Mean Call Duration	120 sec
Mean Talkspurt Duration	1.35 sec
Mean Silence Duration	1.00 sec
Video Terminal	
No. of Video Terminal	5
AR(1) Average	32.51 packets/frame
AR(1) Standard Deviation	8.99 packets/frame
AR(1) Coef. of Autocorrelation	0.90
Max. Random Transmission Rate	1 slots/frame

### 5.4.5 シミュレーション結果と考察

音声データを ALOHA-reservation 型プロトコルを用いて収容した場合に、VOICE-Slot において生じる得る空きスロット数の特性について述べる。図 5.10、図 5.11 に、負荷を 80Erlangs から 100Erlangs まで変化させた場合の空きスロット数の平均と分散、及び確率密度分布を示した。これから、100Erlangs の高負荷時においても、平均 10 スロット程度の空きスロットが生じていることが分かる。また、負荷が低くなるにつれ、平均空きスロット数が多くなると同時に、空きスロット数の変動が大きくなっている。

図 5.12 に、VOICE-Slot の空きスロットに対しランダムに送信されたオーバトラフィックデータの packets が基地局により受信された割合を示す (1Fixed + Random(Free Slots))。さらに比較として、受信 packets 率の最大値として、常に 2 スロット確保された固定レート伝送の場合 (CBR(2Fixed))、及び、空きスロット数の変動の影響を調べるため、空きスロットを常に 10 個確保された場合 (1Fixed + Random(10Slots Available)) も合わせて示す。

これから、音声端末の負荷が低くなり、空きスロット数が比較的に多くなるにつれ、ランダムに送信されたオーバトラフィックの packets が効率的に受信されていることが分かる。また、VOICE-Slot に生じる空きスロット数の変動の影響のため、1Fixed + Random(10Slots Available) と比較して、性能が劣化していることが分かる。これは、空きスロット数が少ない場合には、頻繁に packets の衝突が生じるためである。

図 5.13 に、音声端末の負荷を 80、100Erlangs とした場合 (それぞれ、1Fixed + Random(80Erl.)、1Fixed + Random(100Erl.)) の Miss America の各フレームごとの SN 比の特性を示す。また比較として、常に 1 スロット確保された固定レート伝送場合 (CBR(1Fixed))、及び、常に 2 スロット確保された固定レート伝送の場合 (CBR(2Fixed)) も合わせて示す。ここで SN 比は以下のように定義される。

$$SN \text{ 比 (dB)} = 20 \log_{10} \frac{255}{(\text{平均 2 乗誤差})^{0.5}} \quad (5.5)$$

これから、ピーク割り当てに近い CBR(2Fixed) と比較して、VOICE-Slot の空きスロットにランダムにオーバデータの packets の送信を行う 1Fixed + Random(80,100Erl.) は、若干性能が劣化する。

しかしながら、CBR(1Fixed) の場合と比較すると、1dB から 3dB 程度 SN 比が優れており、特に、20 フレームから 35 フレームの間の動きの変動が激しく情報量が増大するところにおいて見られる急激な品質の劣化が見られず、本手法の有効性が分かる。

また、CBR(2Fixed) の場合には、映像品質は向上するものの、その反面 VOICE-Slot が 5 個減ることにより、音声品質は、高負荷時において、特に、大幅な品質劣化が見られる (図 5.14 参照)。このように、周波数の有効利用上の観点から考えても本手法の妥当性が分かる。

最後に、本シミュレーションにおける実際の映像データの伝送結果を示す。まず、図 5.15 に原画像を示し、図 5.16 に CBR(1Fixed) の場合、図 5.17 に 1Fixed + Random(100Erl.) の場合、さらに図 5.18 に CBR(2Fixed) の場合を合わせて示す。

これから、Fixed + Random(100Erl.) は、CBR(2Fixed) と比較して、あまり画質の劣化が見られないことが分かる。また、CBR(1Fixed) と比較すると、LSP パケットが多く受信されたことにより、目元、口元等における視覚的に重要な輪郭情報の欠落が少なく画質が向上していることが分かる。

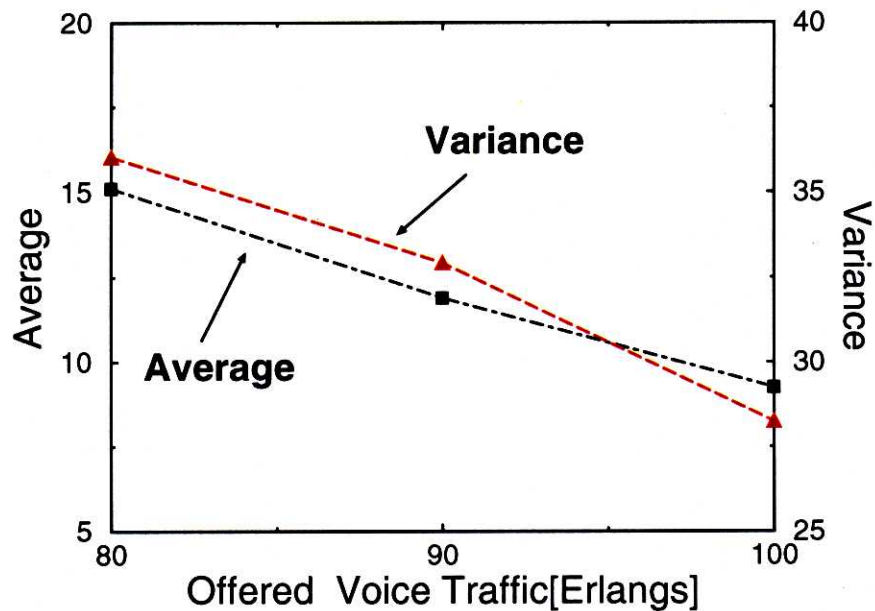


図 5.10 空きスロット数の平均と分散



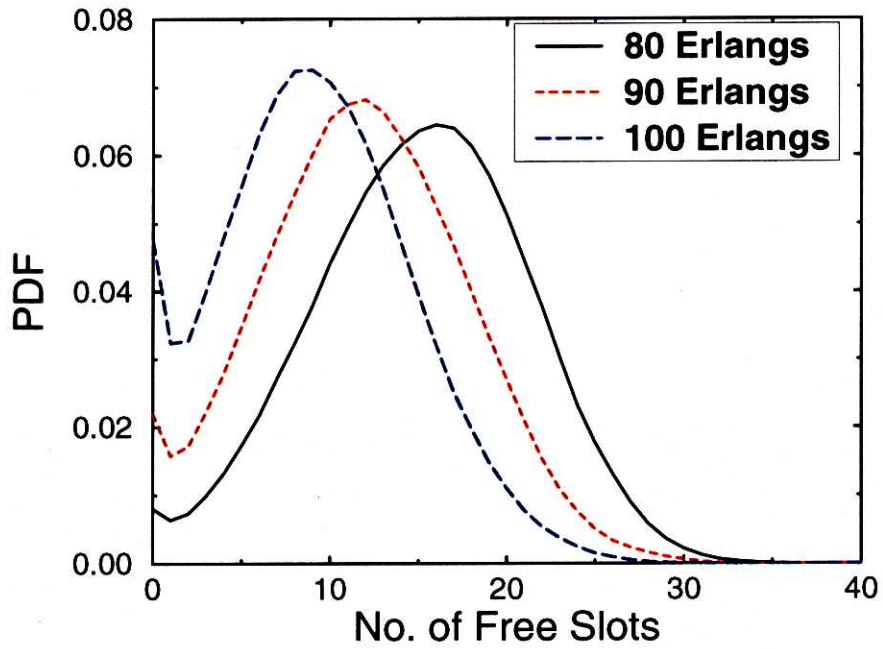


図 5.11 空きスロット数の確率密度分布

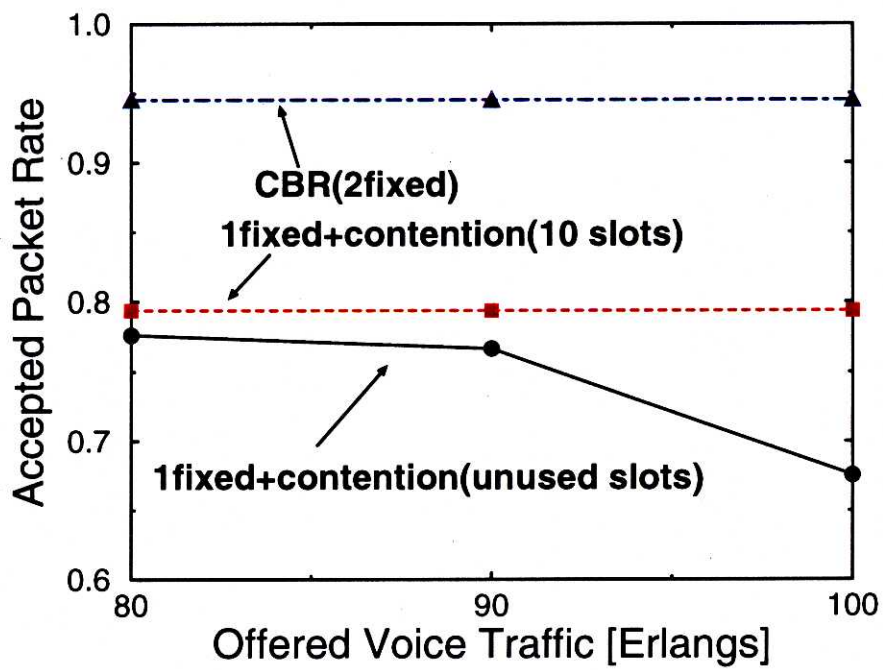


図 5.12 オーバ・トラヒックの受信パケット率

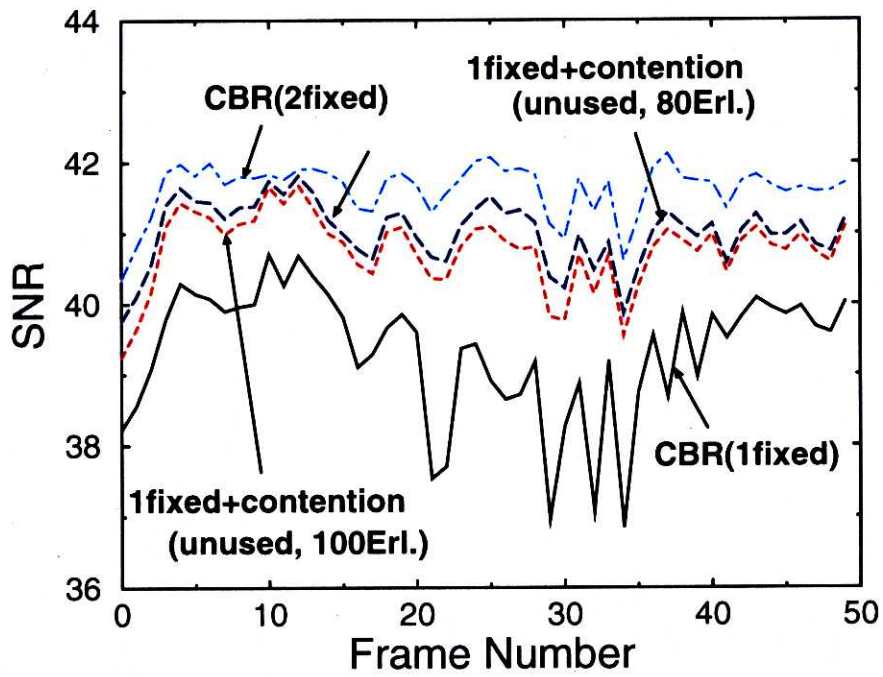


図 5.13 Miss America の受信映像の SN 比

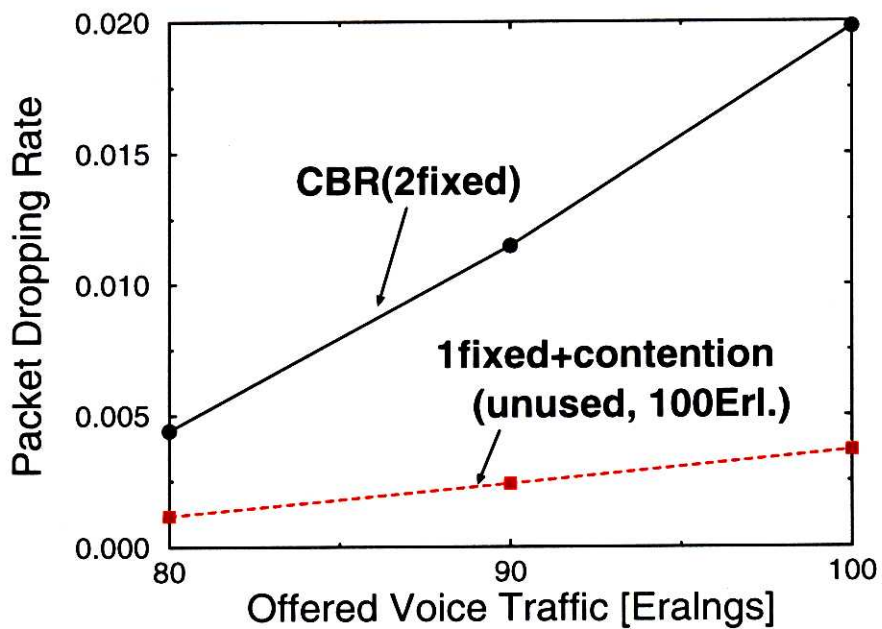


図 5.14 VOICE-Slot 数とパケット廃棄率の関係



図 5.15 miss America の原画像



図 5.16 CBR(1Fixed.)



図 5.17 1Fixed. +Random(100Erlangs)



図 5.18 CBR(2Fixed.)

## 5.5 おわりに

本章では、パケット TDMA において、実時間性を有する可変レートデータを伝送する際の問題点について論じ、階層符号化を用いた階層伝送手法を用いる階層化可変レートデータ伝送方式を提案した。

チャンネル容量に制限のある移動通信において、ピーク割り当てによる可変レートデータの収容は、周波数利用効率上好ましくない。これに対し、本章において提案した階層化可変レートデータ伝送方式によれば、最低品質 (QoS: Quality of Service) を満たす無線チャンネルのみを占有し、必要に応じて、チャンネルをさらに確保する。このため、統計的多重効果が図れ、周波数の有効利用が可能となる。

本章では、可変レートデータの一例として、2 階層映像データを用いて、計算機シミュレーションにより、本提案手法の有効性を確認した。オーバ・トラヒックを音声データ用スロットに生じた空きスロットに対して、ランダムに送信することにより、ピーク割り当てに近い映像品質が得られ、周波数利用効率を考慮すると有効な手法であることを示した。

## ■ ■ ■ 【参考文献】 ■ ■ ■

- [1] 林 崇文, 井上 真杉, 森川 博之, 水町守志: “パケット TDMA における可変レートデータ伝送の一方式”, 信学技報, RCS95-165 (1996-02).
- [2] H. Morikawa, M. Inoue, T. Hayashi, M. Hatori, and M. Mizumachi: “Prioritized transport of real-time VBR traffic in wireless ATM networks”, in *Proc. 2nd International Workshop on Multi-dimensional Mobile Commun. (MDMC'96)*, Seoul, Korea (July 1996).
- [3] H. Morikawa, M. Inoue, T. Hayashi, and M. Mizumachi: “Real-time VBR transport in wireless ATM channels”, in *Proc. 7th International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Communications (PIMRC'96)*, Taiwan, ROC (Oct. 1996).
- [4] 真鍋 克利, 田中 知明, 大塚作一: “ATM 網用可変レート映像符号化装置の試作とセル耐性評価”, 信学論 (B-I), **J76-B-I**, 1, pp. 40-47 (1993-01).
- [5] 川島 正久, 井上 雅広, 富永英義: “2 階層映像パケット伝送における優先情報に対するレート制御方式”, 信学論 (B-I), **J77-B-I**, 3, pp. 141-150 (1994-03).

## 第 6 章



# 可変パーティショニングによる適応多重

無線通信分野では、従来からの音声通信に加えて、携帯情報機器を利用したデータ通信の需要が高まっている。データ通信の特徴のひとつは、トラヒックの非対称性である。データベース検索を例にとれば、検索を要求するために送信する情報量と、検索結果として送信される情報量とを比較すると、前者に比べ後者が大きい傾向にある。このような非対称トラヒックを対称トラヒックを対象とする従来の多重化方式で収容する場合、無線資源の使用効率の低下や、スループットの不公平性などの問題が生じる。したがって、将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャでは、非対称トラヒックをも柔軟に収容できる多重化が望まれよう。このような観点から、本章では非対称トラヒックに対する多重手法について検討する。



## 6.1 はじめに

人と人との会話を可能とする移動無線通信システム、例えば自動車・携帯電話システムや PHS などでは、会話に適した方式設計がなされている。すなわち、会話における情報伝達は「双方向的」であり、「同時的」であり、さらに「対称的」である。「同時的」というのは、伝達すべき情報が同一時刻に発生することもある、という意味である。「対称的」というのは、各方向における単位時間当たりの平均伝達情報量がほぼ等しいと見なせる状態を指す。以上の 3 つの特徴に鑑み、移動無線電話システムでは、「双方向的」で「同時的」で「対称的」なトラヒック伝送を可能とする全二重方式を無線アクセス部分に採用している。基地局と端末とを結ぶ無線アクセス部分の通信形態は次の 3 つに分類される。

- 単方向 (simplex)

基地局から端末、あるいは端末から基地局のどちらか一方にしか通信できない方式。基地局から端末方向では無線呼出しが、また端末から基地局方向へは位置通報システムが相当する。

- 双方向交互送受信または半二重 (half-duplex)

双方向通信が可能であるが、交互にしか行なえない方式。プレストーク (press-to-talk) によるパーソナル無線や MCA (Multi-Channel Access) システムなどがある。

- 双方向同時送受信または全二重 (full-duplex)

双方向にかつ同時に通信可能な方式である。自動車電話や PHS などがある。

全二重方式は、単方向方式や半二重方式に比べて構成が複雑であるが、その一方で、単方向方式や半二重方式をも内包する汎用性がその特長でもある。それゆえ、電話を想定して設計された自動車・携帯電話システムや PHS においても、ファクシミリや画像などの電話以外の通信、いわゆるデータ通信が可能である。

ところで、電話システムにおけるデータ通信の比率は、現状ではまだ低いものの、将来はかなり高まるものと予想されている。このようにデータ通信の比率が高まる状況では、会話時の音声トラヒックとデータ通信時のデータトラヒックとの差異、すなわち音声トラヒックの「対称性」と、データトラヒックの「非対称性」が重要になると考えられる [1-6]。データベース検索を例にとれば、検索を要求するために送信する情報量と、検索結果として送信される情報量とを比較すると、前者に比べ後者が大きい傾向にある。このようなトラヒックを「非対称トラヒック」と呼ぶ。

大抵の全二重通信システムでは、各方向のトラヒック量の時間平均が等しいことを前提とした多重化を行なっている。このように「対称トラヒック」を前提にしたシステムで「非対称トラヒック」を収容する場合には、無線資源の使用効率の低下や、スループットの不公平性などの問題が生じる。したがって、将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャでは、非対称トラヒックをも柔軟に収容で

きる方式を選択することが望まれよう。このような観点から、本章では非対称トラヒックに着目した多重手法について検討する。

以下、まず 6.2 では、非対称トラヒックと一般的な多重方式を説明した後、一般的な多重方式で非対称トラヒックを収容する際に生じる問題点を明らかにし、従来提案されている適応的な多重方式を紹介する。続く 6.3 では、可変パーティショニングによる適応時分割多重方式について説明し、シミュレーションによる考察を行なう。

## 6.2 非対称トラヒックと多重方式

### 6.2.1 非対称トラヒック

非対称トラヒックという言葉は一般的な言葉ではない。そこでまず、本論文における非対称トラヒックと対称トラヒックについて説明する。本論文では、無線アクセスアーキテクチャの MAC 方式として、フレーム構成による時分割伝送方式を想定している。このような伝送方式において、各方向のトラヒックを毎フレーム観測した場合、1 フレーム内のトラヒック量（パケット数）が常に等しいトラヒックを対称トラヒックと称する。そして、それ以外を非対称トラヒックと称する。

図 6.1 に基づいて、まず対称トラヒックの具体例を説明する。対称トラヒックの最も顕著な例は、会話で発生する音声トラヒックである。従来のアナログ変調による音声トラヒックや、現在のデジタル通信システムで多く用いられている固定レート符号化による音声トラヒックが該当する。一方、フレーム毎に発生するパケット数が変化する可変レート符号化による音声トラヒックは、非対称トラヒックに分類する。

前述の定義によれば、非対称トラヒックとは、フレーム内の方向別トラヒック量が異なるトラヒックを指す。その形態は、次の 3 つに大別できる。

1. 双方向で、かつ各方向トラヒックの長期間にわたる平均は等しいが、短期間平均は異なる
2. 双方向で、かつ各方向トラヒックの長期間および短期間平均が異なる
3. 単方向

第一の例は、可変レート符号化音声による会話である。各方向ともに音声トラヒックであるから、そのトラヒック量の長期間平均は等しいであろう。しかしながら、フレーム単位という短期間で観測すれば、等しいとは限らない。むしろ異なることが多いであろう。このような理由から、可変レート符号化音声は非対称トラヒックであると考えられる。また別の例としては、図 6.1 に示すように、telnet や rlogin 実行時に発生するトラヒックが挙げられる。これらの例では、長期間平均が等しい場合でも（実

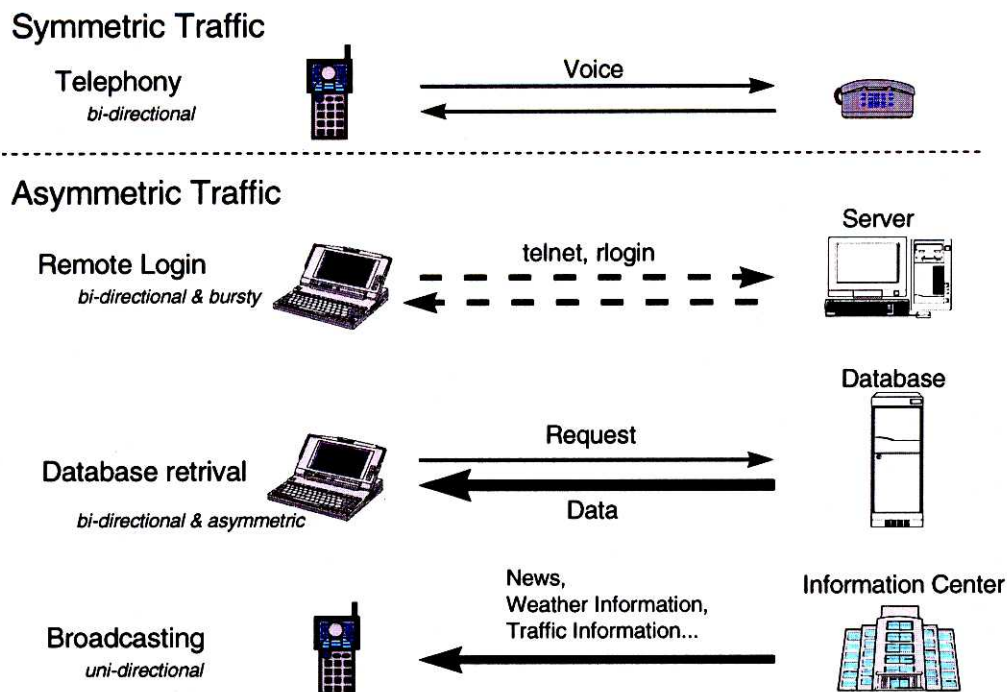


図 6.1 対称トラヒックと非対称トラヒックの例

際には等しくないが)、トラヒックの発生がバースト的であるから、各方向のトラヒック量はフレーム単位では異なることになる。

続く第二の例として、データベース検索を挙げる。データベース検索では、検索を要求するために送信するトラヒック量と、検索結果として送信されるトラヒック量とを比較すると、一般に前者に比べ後者が大きい。このように、第二の形態は、長期間平均値が大きく異なる性質に着目した分類である。

最後の第三の例には、放送型アプリケーションが該当する。図 6.1 に示すように、ニュース・天気情報・交通情報などを放送する場合にはトラヒックは一方的であり、完全な非対称トラヒック形態である。端末から基地局へ向けて位置情報を定期的に報告するような場合も、この形態に含めることができよう。

### 6.2.2 多重方式

送信と受信を同一時刻に行なうことを可能する技術を“duplexing”と呼ぶ。duplexing に相当する日本語に「多重化」があるが、これには“multiplexing”という別の意味もあるので注意したい。本章でいう「多重」とは、前者の duplexing を指す。

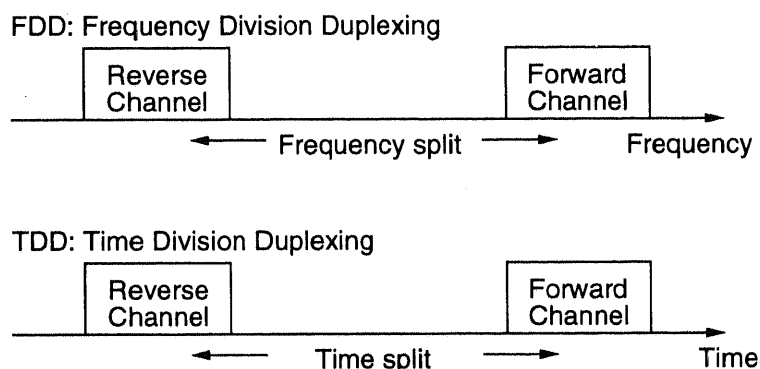


図 6.2 周波数分割多重と時間分割多重

多重方式には、周波数領域での多重と、時間領域での多重とがある。周波数領域での多重を周波数分割多重（FDD：Frequency Division Duplexing）、時間領域での多重を時（間）分割多重（TDD：Time Division Duplexing）と一般に呼ぶ。

図 6.2 を参照しながら説明する。FDD では、ある端末と基地局の組に対して、2 つの周波数帯域が割り当てられる。一方の帯域は端末から基地局へ向かうトラヒック伝送に、そしてもう一方は基地局から端末へ向かうトラヒック伝送に使用する。このようにして、双方向トラヒックの同時伝送を実現する。これが、1 端末と 1 基地局とが通信を行なう場合である。複数端末と基地局とのいわゆる  $N$  対 1 の通信を行なうには、3 つの方式がある。ひとつは、端末-基地局間の伝送チャンネルを周波数で分割する方式である。すなわち、端末 A には帯域  $U_A$  と  $D_A$  を、端末 B には帯域  $U_B$  と  $D_B$  を、というように端末毎に異なる周波数の組を割り当てる。この方式は、端末から基地局へ向かう方向については周波数多元接続（FDMA：Frequency Division Multiple Access）、また逆に基地局から端末へ向かう方向については周波数分割多重（FDM：Frequency Division Multiplexing）と呼ぶ。したがって、FDMA/FDM/FDD などと表記することもある。続いての方式は、時間によって分割する方式である。端末から基地局へ向けた伝送のための帯域と、基地局から端末へ向けた伝送のための帯域とが、全ての端末で共通に使用される。ただし、端末毎の区別は時間によって行なう。この方式を、FDMA に対して時分割多元接続（TDMA：Time Division Multiple Access）、また FDM に対して時分割多重（TDM：Time Division Multiplexing）と呼ぶ。したがって、TDMA/TDM/FDD と表記することがある。3 番目は符号による分割方式である。時分割の場合と同様に、全ての端末が、端末から基地局へ向けた伝送のための帯域と、基地局から端末へ向けた伝送のための帯域とを共通に使用するが、端末毎の区別はスペクトル拡散における拡散符号の違いによって実現する。この方式については、符号分割多元接続（CDMA：Code Division Multiple Access）、および符号分割多重（CDM：Code Division Multiplexing）と呼ぶ。したがって、CDMA/CDM/FDD と表記することがある。

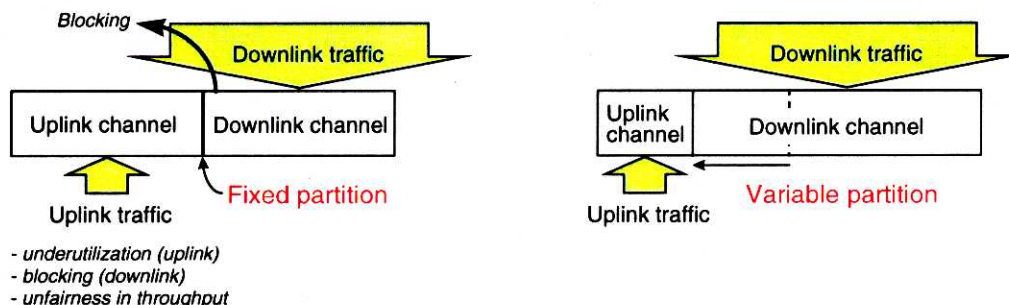


図 6.3 非対称トラフィックに対する固定パーティションと可変パーティションの振舞い

TDD では、各方向の伝送を周波数の代わりに時間によって分割する。各方向の伝送の時間間隔が十分小さければ、送信と受信とが同時に行なわれているものと見なせる。複数端末と基地局との  $N$  対 1 通信を行なうには、FDD の場合と同様に、一般的に 3 つの方式がある。すなわち、FDMA/FDM/TDD、TDMA/TDM/TDD、CDMA/CDM/TDD の 3 方式である。

### 6.2.3 非対称トラフィック多重の問題点

前節 6.2.2 で述べたように、多重化には様々な方式がある。これらの方式を実際に用いる場合には、6.2.1 で述べた対称トラフィックを想定し、各方向の通信容量が等しくなるようにすることが普通である。すなわち、アップリンク（端末から基地局へ向かう方向）とダウンリンク（基地局から端末へ向かう方向）それぞれに、等しい伝送容量を固定的に割り振る。これを模式的に示すと図 6.3 のようになる。アップリンクとダウンリンクとの間に、移動できない固定的なパーティションが存在するものとモデル化できる。このような固定パーティション型の多重方式に対して非対称トラフィックが入力されるとどのようなことになるか、考えてみたい。例えば図 6.3 に示すように、アップリンクにはアップリンクの伝送容量以下のトラフィックが入力され、ダウンリンクにはダウンリンクの伝送容量以上のトラフィックが入力されるとする。すると、ダウンリンクでは容量以上のトラフィックが入力されることにより、容量を越えるトラフィックの損失が起こる。また、容量以下のトラフィックが入力されるアップリンクについては、空き容量が生まれ、周波数資源の利用効率の低下が起こる。以上の結果、アップリンクとダウンリンクのスループットあるいは品質に差が生まれ、不公平性が生じることが想像できよう。

このような固定パーティション型多重方式の問題を解決するためには、パーティションを可変にすることが、単純ではあるが最も素直なアイデアである。その基本概念は、図 6.3 に示すように、アップリンク、ダウンリンクそれぞれのトラフィック量に応じてパーティション位置を移動させることである。

ここで、可変パーティションの FDD と TDD への適応性について考察したい。まず FDD への適応性について考える。図 6.4 に、先に述べた FDMA/FDM/FDD および TDMA/TDM/FDD の 2 方

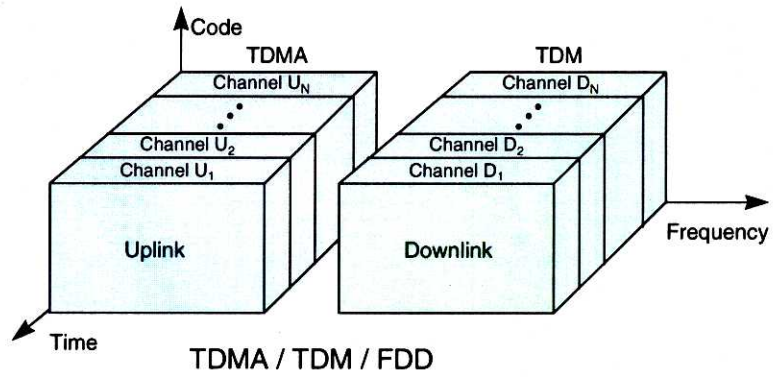
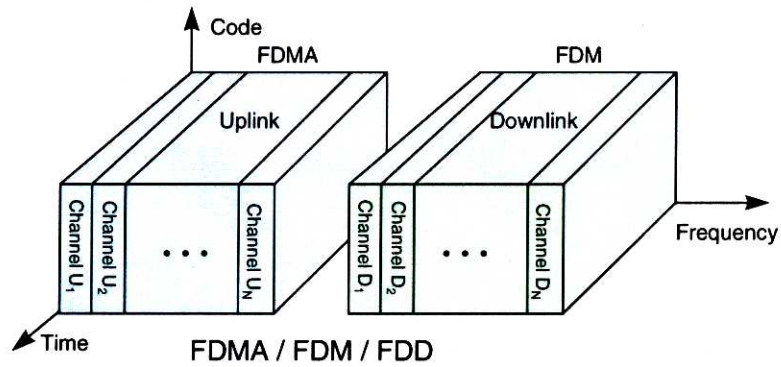


図 6.4 FDD によるチャンネル構成例

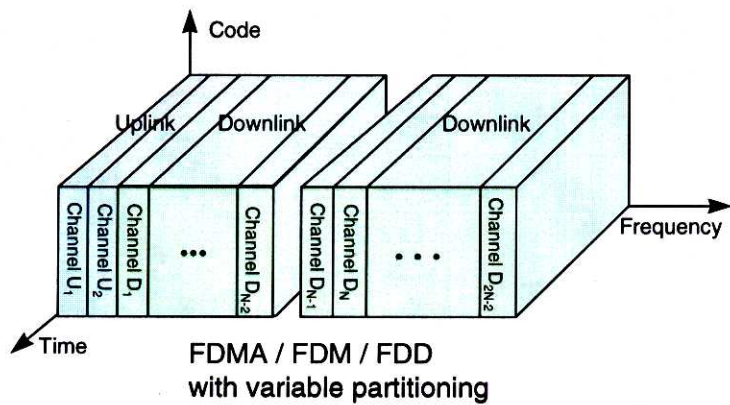


図 6.5 FDD による可変パーティションの概念

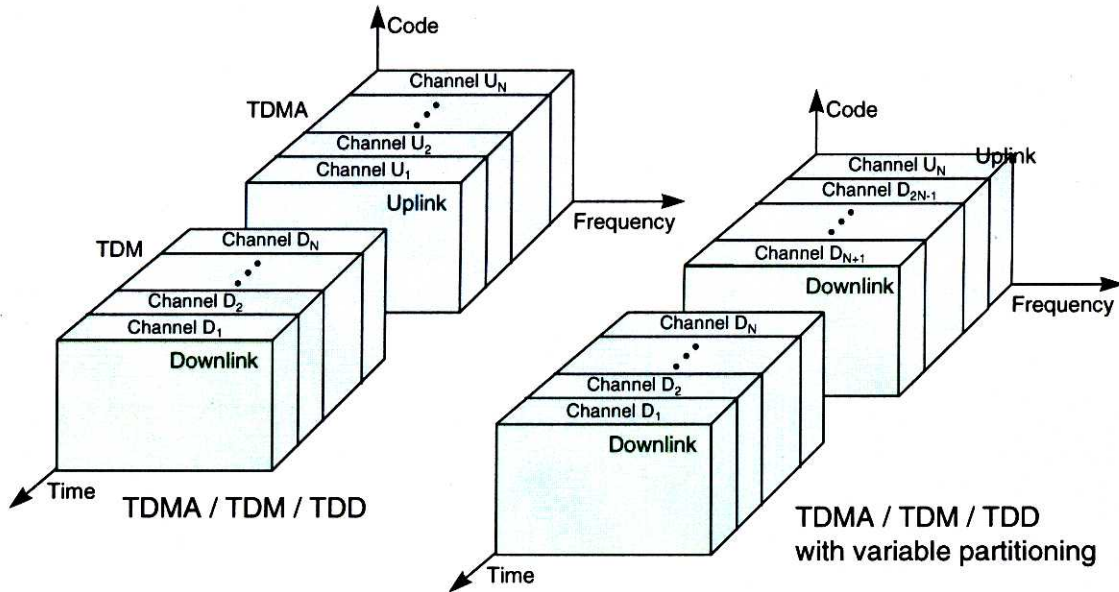


図 6.6 TDD による可変パーティションの概念

式 の 概 念 を 示 す 。 FDD は 周 波 数 上 で ア ッ プ リ ン ク と ダ ウ ン リ ン ク と を 区 別 す る 方 式 で あ る 。 図 よ り 、 TDMA/TDM/FDD 方 式 で は 、 パ ー テ ィ シ ョ ン 位 置 を 変 化 さ せ て ア ッ プ リ ン ク と ダ ウ ン リ ン ク の 容 量 を 変 化 さ せ る こ と は 事 実 上 不 可 能 な こ と が わ か る 。 一 方 の FDMA/FDM/FDD 方 式 で は 、 ア ッ プ リ ン ク ま た は ダ ウ ン リ ン ク に 割 り 当 て ら れ て い る チ ャ ン ネ ル を も う 一 方 の リ ン ク に 割 り 振 る こ と で 、 可 変 パ ー テ ィ シ ョ ン が 実 現 で き る 。 そ の 様 子 を 図 6.5 に 示 す 。 ア ッ プ リ ン ク に 割 り 当 て ら れ て い た チ ャ ン ネ ル  $U_3 \sim U_N$  ま で の 合 計  $N-2$  チ ャ ン ネ ル を ダ ウ ン リ ン ク に 振 り 替 え た 様 子 を 表 し て い る 。

続 いて 、 可 変 パ ー テ ィ シ ョ ン の TDD へ の 適 用 性 に つ い て 考 察 す る 。 図 6.6 に TDMA/TDM/TDD 方 式 の 概 念 を 示 す 。 FDMA/FDM/FDD の 場 合 と 同 様 に 、 ア ッ プ リ ン ク ま た は ダ ウ ン リ ン ク に 割 り 当 て ら れ て い る チ ャ ン ネ ル を も う 一 方 の リ ン ク に 割 り 振 る こ と が 可 能 で あ る 。 そ の 様 子 を 同 じ く 図 6.6 の 右 に 示 す 。

以 上 に 説 明 し た よ う に 、 FDD、TDD と も に マ ル チ プ ル ア ク セ ス と マ ル チ プ レ ッ ク ス の 組 合 せ に よ っ て は 、 可 変 パ ー テ ィ シ ョ ン が 可 能 で あ る と い え る 。 し か し な が ら 、 FDD に よ る 可 変 パ ー テ ィ シ ョ ン を 実 現 す る に は 、 全 て の チ ャ ン ネ ル で の 送 受 信 が 可 能 で な け れ ば な ら な い 。 つ ま り 、 全 て の チ ャ ン ネ ル ( 周 波 数 ) に 対 す る 送 受 信 器 を 備 え る 必 要 が あ る 。 一 方 の TDD で は 、 ア ッ プ リ ン ク と ダ ウ ン リ ン ク と が 同 一 周 波 数 ( キ ャ リ ア ) 上 で 構 成 さ れ て い る の で 、 送 受 信 器 は 一 と つ で 済 む 。 可 変 パ ー テ ィ シ ョ ン は 、 送 受 信 の タ イ ミ ン グ の 切 替 え に よ っ て 実 現 で き る 。 こ の よ う な 理 由 か ら 、 以 降 で は TDD に 対 す る 可

変パーティションに話を限定することにする。

#### 6.2.4 非対称トラヒックと適応多重に関する研究

本節では、可変パーティションに関連する研究について紹介する。そもそも、無線通信に関しては、アップリンクについての研究は従来から数多くなされてきたが、それに比べてダウンリンクについての研究は確実に数が少ない。したがって、可変パーティションのように、アップリンクとダウンリンクとを同時に扱う研究は、さらに少ない。

このような状況の中で、無線パケット通信網における両方向トラヒックに着目した研究がある [7,8]。無線パケット通信網の特性を解析する上では、端末が基地局へ向けて発生するパケットだけではなく、その応答パケットをも考慮すべきである、との考えに基づいた研究である。このように、アップリンクとダウンリンクのトラヒックが非独立であるという条件のもとで、各リンクへの無線チャネルの割り当て方などを検討している。文献 [7] では、各リンクに別々の無線帯域を割り当てる分離チャネル方式と、各リンクで共通の帯域を使用する共通チャネル方式とを比較し、分離チャネル方式が優れた特性を示すものの、帯域を共通とした上でタイムスロットを各リンクに割り当てる方式が両方式の長所を取り入れた優れた方式であろう、と結論づけている。これは、TDD による可変パーティショニングを指示するものと取られる。

続いては、会話時の音声トラヒックの性質に着目した研究である。会話時に双方が発生する音声に関する一連の研究 [9-11] に依れば、双方が同時に音声を発している時間が、会話全体の時間に占める割合は小さい。逆に言えば、一方が話し手でもう一方が聞き手である時間がほとんどである。この事実に着目し、会話時の音声トラヒックに割り当てる帯域を可変とし、結果的に割り当て帯域を低減する方式が variable partition duplexing [12,13]、あるいは shared time division duplexing [14] である。

これらはいずれも TDD における可変パーティションである。ところで、TDD あるいは TDMA をも含めた時分割伝送方式で最も大切な問題のひとつに同期がある。基地局と全て端末との間で時間的な同期が取れていないと、タイムスロット同士に重なりが生じる。これが干渉となり、システムの特性が劣化する。また、複数の基地局でサービスエリアをカバーするセルラー方式においては、基地局間の同期も必要であり、同期ずれは特性に大きく影響する [15,16]。このような TDD に対して可変パーティショニングを適用する際には、当然のことながら他の基地局や他の端末からの干渉の影響 [17]、あるいはパケット損失特性 [18] などの実際的な見地からの検討を要する。

無線 TCP における伝送路の非対称性に着目した研究も見られる [5,6]。これらの研究では、本論文と同様に、将来の非対称トラヒックの増加を予測した上で、無線 TCP 上で非対称伝送路を提供するための問題について検討を加えている。



### 6.3 可変パーティショニングによる適応時分割多重

これまでに述べてきたことを基礎として、本節では TDD における可変パーティショニングについて検討する。

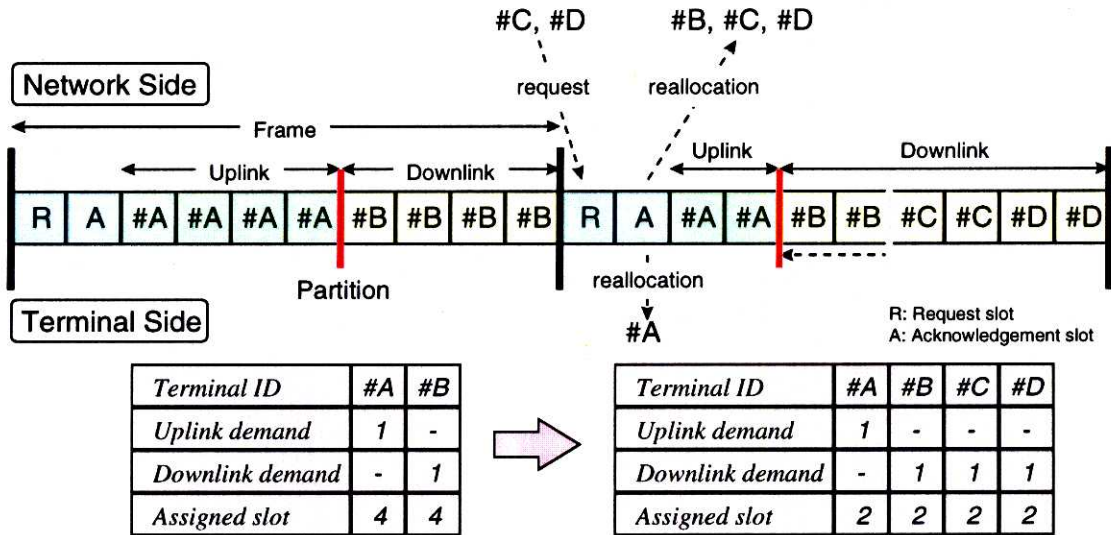


図 6.7 可変パーティションによる適応時分割多重

#### 6.3.1 フレーム/スロット構成

図 6.7 に可変パーティショニングによる適応時分割多重の概念を示す。まず無線チャネル上のフレーム/スロット構成について説明する。チャネルは固定周期  $T_f$  でフレームを構成している。フレームはさらに固定長のタイムスロットに分割されて使用される。ひとつのタイムスロットでひとつの情報パケットを伝送できるものとする。フレーム先頭から数えて第一スロットを要求スロットとして、第二スロットを確認スロットとして、そして残りの  $N_f$  個のスロットを共有情報スロットとして使用する。共有情報スロットでの非対称トラヒック伝送を検討するに当たり、このような変則的なフレーム/スロット構成を仮定する。要求スロットはさらに  $N_M$  個のミニスロットに分割して使用される。ひとつの要求ミニスロットでひとつの要求パケットを伝送できるものとする。要求スロットに対する要求パケットのアクセスは、スロット ALOHA で処理する。

### 6.3.2 通信プロトコル

メッセージ伝送を希望する端末は、 $N_M$  個の予約ミニスロットの中からひとつのミニスロットをランダムに選択し、選択したミニスロットに対して予約パケットを送信する。予約パケットは、端末の ID、割り当てを要求するアップリンクリソース量、同じくダウンリンクリソース量を含む。予約パケット同士の衝突や伝送エラーによって予約パケットが基地局において正しく受信されなかった場合、続く確認スロットで確認信号を受信することができない。その時には次のフレームで再び予約パケットの送信を試みる。

予約パケットが基地局で正しく受信されると、端末の ID、要求するアップリンクおよびダウンリンクのリソース量が ATL に格納される。ネットワーク側の端末からの要求は、無線チャネルの要求スロットに限らず、常に受付られる。このようにして、フレームの要求スロットが終了した時点で、伝送を要求するネットワーク側端末と無線端末、ならびにそれらの端末が要求する各リンクのリソース量が判明する。

続いて、基地局はパーティション位置制御アルゴリズムに基づいて、パーティション位置を決定する。それと同時に、各端末に割り当てるリソース量を決定する。後ほど述べるように、パーティション位置制御とリソース割当制御は、端末に対していかにリソースを割り当てるかという観点からは、同じ性質の問題であると言える。割り当てられたリソースに関する情報は、要求スロットに続く確認スロットにおいて、割当信号により各端末へ通知されるものとする。通知を受けた端末は、指定されたスロットにおいて送信/受信を行なう。指定スロットは再割当信号によって新たなスロットが割り当てられない限り、継続的に使用可能である。

なお、予約パケットの受信には成功したが、その時点で割り当てるべきリソースがないなどの理由でリソース割当を行なわない場合、予約パケットを送信した端末に向けて待機信号を送信し、リソースに空きが生じるまでメッセージ伝送を待機するように要請する。ATL に空きがない場合、予約は却下され、そのメッセージ伝送は呼損となる。

全体の動作例を図 6.7 で説明する。図はまず、アップリンク伝送を要求する端末 #A と、ダウンリンク伝送を要求する端末 #B とが存在し、Equal Sharing アルゴリズム（第 3 章参照）に基づいて端末 #A にはアップリンクの 4 スロット、端末 #B にはダウンリンクの 4 スロットを割り当てている例を示している。続くフレームで、ネットワーク側の端末 #C と #D がダウンリンク伝送を要求する。基地局は、パーティション位置制御アルゴリズムに基づき、アップリンクに 2 スロット、ダウンリンクに 6 スロットを割り振ることを決定する。各リンクのスロットの割り振り方は Equal Sharing アルゴリズムによって決定し、端末 #A には 2 スロット、端末 #B, #C, #D にもそれぞれ 2 スロットを割り当てる。確認スロットにおいて、端末 #A と #B には再割当信号を、そして端末 #C と #D には割当信号を送信する。

### 6.3.3 パーティション位置制御アルゴリズム

パーティション位置制御は、リソースをアップリンクとダウンリンクとに割り振る作業である。また、第 3 章から第 5 章で検討したリソース割当は、アップリンクのリソースを端末に割り振る作業である。なお、検討したリソース割当は、ダウンリンクにも適用できる。リソースを配分するという観点からは、これらパーティション位置制御もリソース割当制御も、同種の問題であると考えられることができる。したがって、パーティション位置制御と、アップリンクおよびダウンリンクのリソース割当とを統合的に実現するリソース分配アルゴリズムの構築も可能であろう。しかしながら、このような捉え方に基づいたリソース分配アルゴリズムの具体的な検討例はまだ知らない。恐らく、アルゴリズムの設計は複雑で困難であろう。このようなことと照らしあわせると、本章で検討する可変パーティショニングは、統合的なリソース分配アルゴリズムに向けた第一歩であると捉えることもできる。

本章で検討するパーティション位置制御は、アップリンクとダウンリンクとの間で生じる不公平性を最小にすることが目的である。不公平性の具体例としては、呼損率・スループット・リソース使用効率などの不公平性が挙げられるが、これらは全て 1 対 1 の関係にある。すなわち、呼損率が公平であれば、スループットやリソース使用効率も公平である。

このような公平性を目指す位置制御アルゴリズムとしては、アップリンクとダウンリンクのそれぞれのトラフィック量に比例する形でリソースを分配する方法ことが最も当たり前である。ところで、本章が対象にしている非対称トラフィックは、主にコンピュータから発せられるデータトラフィックを想定している。このようなトラフィックは一般に、第 3 章および第 4 章で取り扱ったような最善努力型 (best effort) のサービスを楽しむクラスに分類されるトラフィックである。違った言い方をすれば、CBR や VBR クラスのトラフィックのように、平均速度やピーク速度などを申告して確定的なリソース割当を要求することはしない。したがって、リソースをアップリンクとダウンリンクの要求トラフィック量に基づいて比例分配するには、アップリンクとダウンリンクの伝送要求数に基づいた比例分配を行えばよいことになる。このような考えに基づき、次に示すパーティション位置制御アルゴリズムを検討する。

#### アルゴリズム

端末は、アップリンクおよびダウンリンクのスロット数を要求するのではなく、伝送を希望するか否かを基地局へ申告する。例えば、アップリンク伝送を希望する場合は、アップリンク伝送要求を 1 と数える。フレームの要求スロット終了時点における、アップリンクの伝送要求数を  $R_U$ 、ダウンリンクの伝送要求数を  $R_D$  とする。利用可能な全リソース量 (スロット数) を  $N_I$  とした場合、各リンクに与えられるリソース量  $N_U$  と  $N_D$  をそれぞれ

$$N_U = N_I \cdot \frac{R_U}{R_U + R_D} \quad (6.1)$$

表 6.1 シミュレーションパラメータ

	Symbol	Value	Unit
Frame Length	$T_f$	12	[msec/frame]
Number of Request Slot	$N_R$	1	[slot/frame]
Number of Request Mini Slots	$N_M$	5	[mini-slots/frame]
Number of Acknowledgement Slot	$N_A$	1	[slot/frame]
Number of Shared Information Slots	$N_I$	60	[slots/frame]
Capacity of Active Terminal List	$N_L$	60	[terminals]
Payload		48	[bytes/slot]
Maximum Information Channel Rate ( $N_I$ slots per frame)	$R_{\max}$	1920	[kbps]
Minimum Information Channel Rate (1 slot per frame)	$R_{\min}$	32	[kbps]
Maximum Number of Requests (including retransmission due to collision)	$P_{\max}$	2	

$$N_D = N_I \cdot \frac{R_D}{R_U + R_D} \quad (6.2)$$

とする。上式を満たすようなリソース配分を毎フレーム実行する。

可変パーティショニングを実際に実行するには、可変パーティショニングを行なった後に、各リンクに割り振られたリソースを各リンクでの伝送を要求した端末に割り当てる、いわゆるリソース割当が必要となる。リソース割当としては、第 3 章および第 4 章で検討した ABR トラフィックに対するリソース割当を適用することが可能である。以下では、リソース割当に Equal Sharing を適用した可変パーティショニングの検討を行なう。

### 6.3.4 シミュレーションモデル

本章が対象としている非対称トラフィックは、先に述べた通り、最善努力型 (best effort) サービスの享受を求めるデータトラフィックである。したがって、非対象トラフィックを構成する、各リンクに与えるトラフィックとして次に述べるモデルを採用する。まず、生起はポアソン分布に従うものとする。また、発生する呼の長さ (メッセージサイズ) は、平均が  $E[L]$  の負の指数分布に従うものとする。なお、各リンクに与えるトラフィックの生起に関しては、相互に相関はないものとする。

その他のシミュレーション諸元を表 6.1 に示す。シミュレーションにおいては、ひとつの基地局が複数の端末と単一の TDMA/TDM/TDD キャリアを介して通信を行なう、シングルセル環境を想定する。干渉やフェージングなどの電波伝搬は考慮しない。予約パケットの送信は最大 2 回 (初期送信と、それが衝突した場合の第 2 回送信) とする。ATL 溢れによって伝送要求が拒否された場合には、再要求は行なわないものとする。ATL の容量は、アップリンクとダウンリンクの総計である。

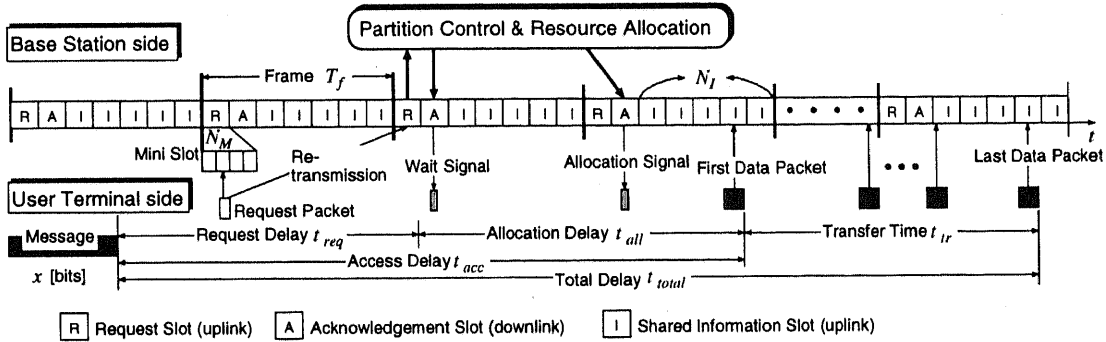


図 6.8 時間パラメータの定義

### 6.3.5 性能指標

図 6.8 に基づいて、まず性能指標の定義に必要なパラメータを説明する。予約遅延時間 (request delay time)  $t_{req}$  は、メッセージが発生してから予約パケットが正しく受信されるまでに経過する時間である。割当遅延時間 (allocation delay time)  $t_{all}$  は、予約パケットが正しく受信されてからメッセージの先頭パケットが受信されるまでに経過する時間である。送信時間 (transfer time)  $t_{tr}$  は、先頭パケットが受信されてから最後尾パケットが受信されるまでに経過する時間である。アクセス遅延時間 (access delay time)  $t_{acc}$  は、予約遅延時間  $t_{req}$  と割当遅延時間  $t_{all}$  の総和時間である。また、総遅延時間 (total delay time)  $t_{tr}$  は、アクセス遅延時間  $t_{acc}$  と送信時間  $t_{tr}$  の総和時間である。これらの関係を以下に示す。

$$\begin{aligned}
 t_{total} [\text{sec}] &= t_{acc} + t_{tr} \\
 &= (t_{req} + t_{all}) + t_{tr}
 \end{aligned}
 \tag{6.3}$$

ここで、本章で使用するスループット  $S$  を次のように定義する。

$$\begin{aligned}
 S [\text{bit/sec}] &= x [\text{bit}] / t_{total} [\text{sec}] \\
 &= x / (t_{req} + t_{all} + t_{tr})
 \end{aligned}
 \tag{6.4}$$

但し、 $x$  はメッセージのサイズである。

アルゴリズムの特性評価においては、スループットの平均  $S_{AVG}$  およびリソース使用効率  $U$  を性能指標として使用する。これらの定義は次の通りである。

$$S_{AVG} = E[S]
 \tag{6.5}$$

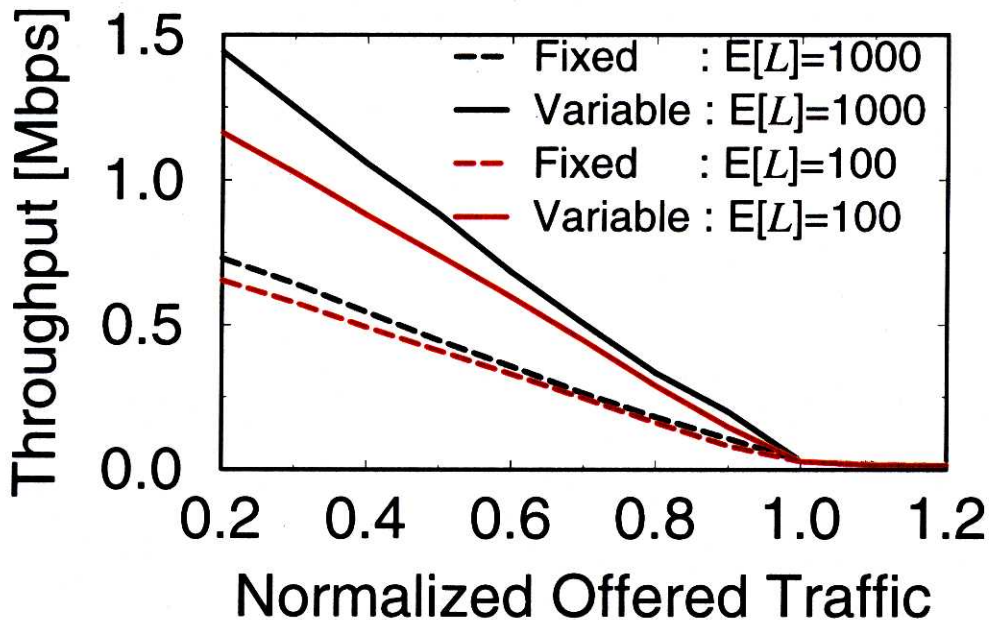


図 6.9 リンク合計スループット (平均負荷が等しい)

$$U = E[N_{IO}/N_I] \quad (6.6)$$

但し、 $S$  はスループットを平均スループットとスループット分散における  $E[\cdot]$  は各メッセージ伝送に対する集合平均を表し、リソース使用率における  $E[\cdot]$  は時間平均を表す。また、 $N_{IO}$  は使用された情報スロット数を、 $N_I$  は情報スロットの総数を表す。

以上の性能指標に加えて、以下の考察では正規化負荷をシステムパラメータとして使用する。これは、システムに投入されるアップリンクとダウンリンクの合計負荷 [bit/sec] を、共有情報スロットを全て使用した場合の最大情報伝送速度  $R_{\max}$  [bit/sec] で除した値である。負荷はメッセージ発生率 [1/sec] と発生したメッセージのサイズ [bit] の積で表す。

### 6.3.6 特性評価

図 6.9 は、平均バースト長 ( $E[L]$  [packet]) とパーティショニング方式とをパラメータとしたときの、平均スループット特性である。ここで示す平均スループットは、アップリンクの平均スループットとダウンリンクの平均スループットとから求めた、共有情報チャンネル全体での平均スループットである。Fixed が固定パーティショニング方式を表し、Variable が可変パーティショニング方式である。平均メッセージサイズが 100 [packets] の場合の Fixed と Variable の平均スループットを比較してみると、負荷に関わらず、Variable の平均スループットは Fixed のその約 2 倍である。これは平均メッ

表 6.2 正規化負荷 0.9 および 1.0 における ATL での呼損率。平均メッセージサイズは 100 [packets]。

	Fixed / Uplink	Fixed / Downlink	Variable / Uplink	Variable / Downlink
0.9	0.000125	0.000655	---	---
1.0	0.014266	0.020483	0.007371	0.008514

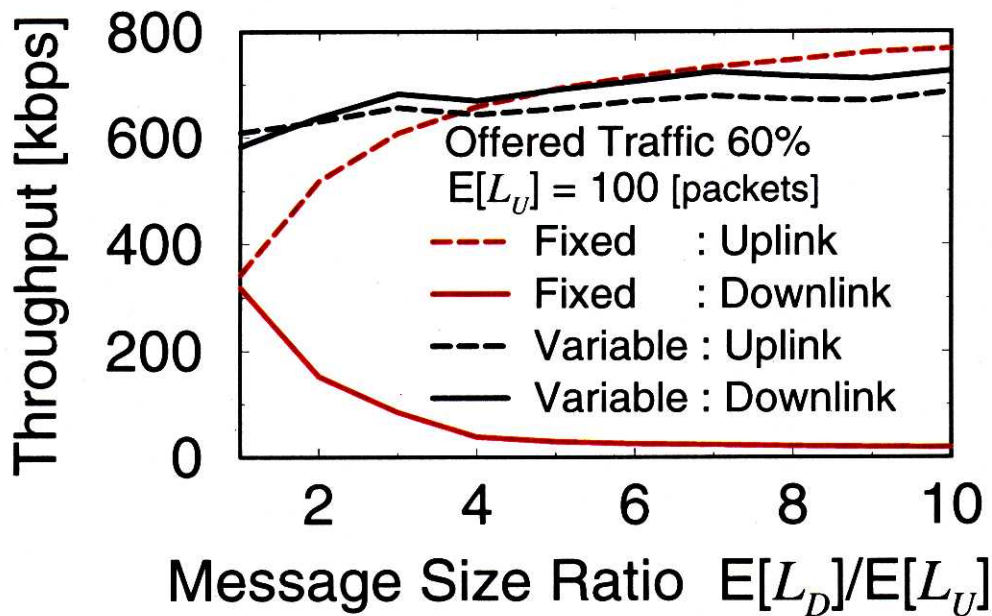


図 6.10 リンク別スループット（平均負荷が異なる場合）

メッセージサイズが 1000 [packets] の場合にも確認される。このように、アップリンクとダウンリンクに入力される負荷の平均が等しい場合においても、可変パーティショニングを実行することにより、平均スループットの向上を図ることができる。

表 6.2 には、正規化負荷 0.9 および 1.0 における ATL での呼損確率を示す。平均メッセージサイズは両リンクともに 100 [packets] である。正規化負荷が 1.0 というのは、それを越える負荷は与えられたチャンネルで伝送できない状態を表す。したがって、正規化負荷が 0.9 と 1.0 というのは、いわゆるオーバトラヒック状態であり、システムの正常な状態を表しているわけではない。しかしながら、正規化負荷が 0.9 以下では呼損率の値が得られなかったことから、ここでは 0.9 と 1.0 の場合の値を使用する。なお、0.9 の場合の Variable に対する呼損率は、小さ過ぎるがゆえに計測できていない。表 6.2 からは、Variable の呼損率に比べて Fixed のそれが上回っていることが明らかである。

図 6.10 は、各リンクで伝送するトラヒックの生起率を一定に保ちながら、ダウンリンクとアップリ

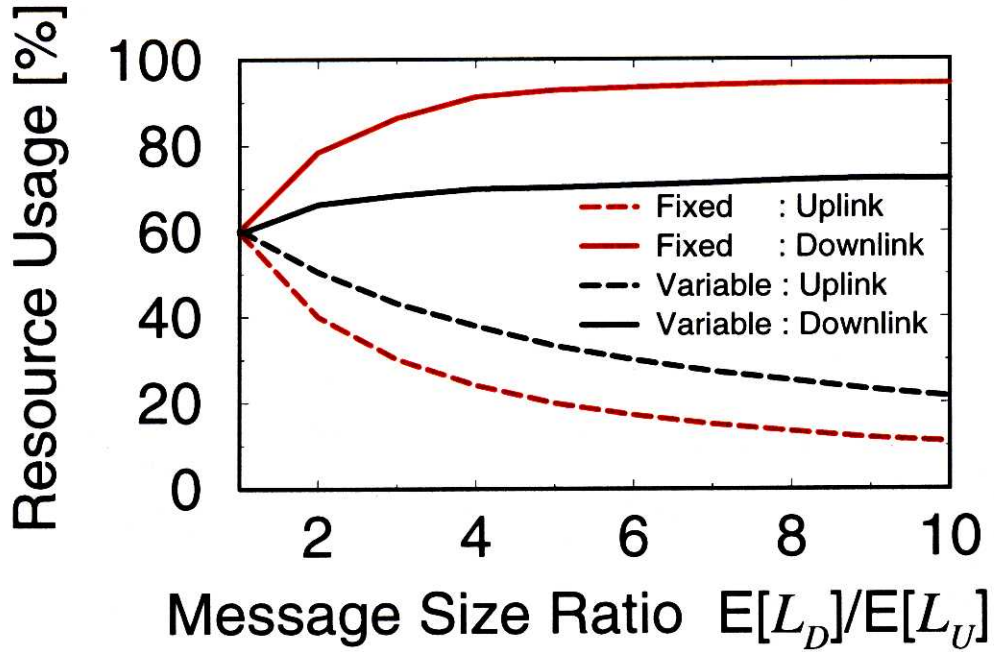


図 6.11 リンク別リソース使用効率 (平均負荷が異なる場合)

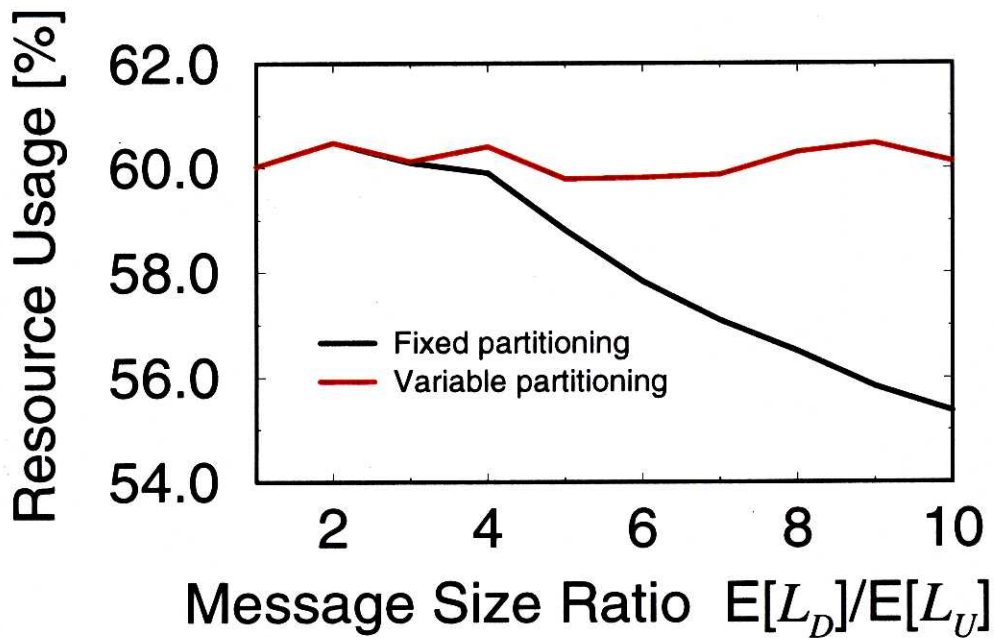


図 6.12 リンク合計のリソース使用効率 (平均負荷が異なる場合)



リンクの平均メッセージサイズ比を増加させた場合の各リンクの平均スループット特性である。正規化負荷は 60% の一定状態であり、アップリンクトラヒックの平均メッセージサイズは 100 [packets] の一定である。アップリンクとダウンリンクのメッセージの発生率は等しく、またアップリンクの平均メッセージサイズは固定であることから、平均メッセージサイズ比は、アップリンクとダウンリンクの負荷の比に等しい。ダウンリンクの平均メッセージサイズの増加とともに、固定パーティショニング方式では両リンクの平均スループットに開きが現れ、平均スループットの不平等性が顕著になる。一方の可変パーティショニング方式では、平均スループットの平等性が維持されていると共に、高スループットも実現されている。

最後にリソース使用効率に関して考察する。図 6.11 は、先の例と同じくアップリンクとダウンリンクの平均負荷が異なる場合の、リンク別のリソース使用効率である。可変パーティショニング方式におけるアップリンクとダウンリンクのリソース使用効率の差は、固定パーティショニング方式のそれと比べて小さい。したがって、リソース使用効率に関しても、平均スループットと同様に、可変パーティショニング方式のほうが公平性が高いと言える。図 6.12 には、アップリンクとダウンリンク全体のリソース使用効率を示す。アップリンクとダウンリンクの負荷比が増加するにつれて、固定パーティショニング方式におけるリソース使用効率は低下するが、可変パーティショニング方式ではほぼ一定に維持されている。

## 6.4 おわりに

本章では、将来の増加が予測される非対称トラヒックに着目し、非対称トラヒックを柔軟に收容するための適応多重方式に関する検討を行なった。

端末から基地局へ向かうアップリンクトラヒックと基地局から端末へ向かうダウンリンクトラヒックとを空間というひとつの伝達メディアで伝送するには、周波数で分割する方式と時間で分割する方式がある。非対称トラヒックの多重化を念頭においた場合、実現可能性の観点から時間分割方式が有利であることを述べた。これに基づき、本章では、時間分割多重に対する可変パーティショニング方式を示した。可変パーティショニングのためのパーティション位置制御アルゴリズムは、コンピュータデータトラヒックを対象とし、アップリンクとダウンリンクの伝送要求数に基づいて、リソースを各リンクに比例配分する方式である。

計算機シミュレーションにより、可変パーティショニング方式と固定パーティショニング方式の特性を相対的に検討した。その結果、固定パーティショニング方式に比べて、可変パーティショニング方式は平均スループットとリソース使用効率のリンク間の差が小さい、すなわち公平性が高いことが明らかになった。加えて、アップリンクとダウンリンクの平均であるリンク全体の平均スループットなら

びにリソース使用効率が、固定パーティション方式の場合よりも向上することが確認できた。

以上のことから、将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャには、本章で示したような、非対称トラヒックを考慮した適応的な多重方式を採用することが望まれる。また、リソース全体を各リンクに配分するパーティション位置制御と、配分されたリソースをリンク内の端末に割り振るリソース割当制御とを統合した、包括的なリソース制御に関する指針、アルゴリズム等をさらに検討することが求められよう。

## ■ ■ ■ 【参考文献】 ■ ■ ■

- [1] 井上 真杉, 森川 博之, 水町守志: “統合データ無線伝送に向けたアクセス多重化法”, 平7年信学ソサイエティ大会 (1995-09).
- [2] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “統合無線通信に向けたアクセス制御手法”, 第18回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'95) (1995-10).
- [3] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: “A New Duplex Method for Integrated Voice/Data Wireless Communications”, in *Proc. ICUPC '95* (Nov. 1995).
- [4] 井上 真杉, 森川 博之, 水町守志: “可変パーティショニングによる非対称バーストラヒック多重化法”, 平8年信学総合大会 (1996-03).
- [5] 加藤 紀康, 鎌形 映二, 農人 克也, 芹澤 睦: “非対称伝送路に適するトランスポートプロトコルの検討”, 1996年信学総合大会, B-550 (1996-03).
- [6] 鎌形 映二, 芹澤 睦: “非対称無線網におけるTCPセグメント長制御の検討”, 1996年信学総合大会, B-551 (1996-03).
- [7] 福田 明: “ランダムアクセス無線パケット通信網の両方向トラヒックを考慮した総合特性”, 信学論 (B), **J63-B**, 12, pp. 1208-1215 (Dec. 1980).
- [8] 福田 明, 椋本 介士: “双方向無線パケット通信システムにおける動的チャネル割り当て方式”, 信学論 (B), **J65-B**, 4, pp. 390-397 (Apr. 1982).
- [9] P. T. Brady: “A Statistical Analysis of On-Off Patterns in 16 Conversations”, *Bell Syst. Tech. J.*, **47**, 1, pp. 73-91 (Jan. 1968).
- [10] R. H. Clarke: “A Model for Generating On-Off Speech Patterns in Two-Way Conversaion”, *Bell Syst. Tech. J.*, pp. 2445-2472 (Sept. 1969).
- [11] H. P. Stern, et al.: “A Model for Generating On-Off Patterns in Conversational Speech, Including Short Silence Gaps and the Effects of Interaction Between Parties”, *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **VT-43**, 4, pp. 1094-1100 (Nov. 1994).
- [12] S. Nanda and O.-C. Yue: “Variable Partition Duplexing for Wireless Communications”, in *Proc. IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'91)*, pp. 32.6.1-32.6.7 (Nov. 1991).
- [13] W. C. Wong and S. S. Kuek: “Analytical Model for Variable Partition Duplexing”, *Elect. Lett.*, **29**, 17, pp. 1513-1514 (Aug. 1993).
- [14] W.-C. Wong and: “Shared Time Division Duplexing: An Approach to Low-Delay High-Quality Wireless Digital Speech Communications”, *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **VT-43**, 4, pp. 934-945 (Nov. 1994).
- [15] J. C.-I. Chuang: “Performance Limitations of TDD Wireless Personal Communications with Asynchronous Radio Ports”, *Elect. Lett.*, **28**, 6, pp. 532-534 (Mar. 1992).
- [16] J. C.-I. Chuang: “The Effects of Port Synchronization on TDMA Personal Communications for Two Duplexing Methods”, in *Proc. 42th IEEE Vehicular Technology Conference (VTC'92)*, pp. 494-497 (Mar. 1992).
- [17] H. C. Papadopoulos and C.-E. W. Sundberg: “Reduction of Mixed Co-channel Interference in Microcellular STDD Systems”, in *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC'95)*, pp. 759-763 (1995).
- [18] H. C. Papadopoulos and C.-E. W. Sundberg: “Impact of Runlengths of Dropped Packets in Shared Time Division Duplexing (STDD)”, in *Proc. IEEE International Conference on Communications (ICC'95)*, pp. 1394-1398 (1995).

## 第 7 章



### チャネル状態に基づく誤り制御

有線と無線との相違点のひとつは、リンクの性質である。無線リンクは、マルチパスフェージングやシャドーイングの影響により BER (Bit Error Rate) が高く、かつ時間的に変動することに特徴がある。これらの問題に対処するためには、有線の場合に比べてより強力な誤り制御機構が一般に必要である。加えて、高速なパケット伝送に基づくメディア統合無線アクセスアーキテクチャにおいては、連続的なパケット損失、すなわちパケットレベルのバーストエラーの影響が無視できなくなる。この場合、ビットレベルのバーストエラーを対象にした誤り訂正符号による誤り訂正はもはや期待できない。このような観点から、本章ではパケットレベルのバーストエラーに対処するためのパケットレベルの誤り制御方式に関する検討を行なう。そのひとつは、DLC 層のみならず、積極的に MAC 層での制御を行なう誤り制御方式である。もうひとつは、BER に応じて誤り訂正能力を変化させる訂正能力可変方式の枠組の中で、無線 ATM の固定長無線パケット伝送との整合性を考慮した、パリティパケット送信型誤り制御方式である。

## 7.1 はじめに

有線と無線との主要な差異は、「リンクの性質」と「移動性」である。無線リンクは、マルチパスやシャドーイングの影響により BER (Bit Error Rate) が高く、かつ端末の移動や周辺環境の変動により BER が時間的ならびに空間的に変動することに特徴がある。これらの問題に対処するため、無線では、有線の場合に比べてより強力なデータリンク制御 (DLC: Data Link Control) 層プロトコルが求められる。ここで、DLC 層の目的は、物理層で受信した誤りを含むビット系列を、上位層に誤りなく受け渡すことにある。具体的には、誤り検出、誤り訂正、誤り検出時の再送等の誤り制御を司ることである。

従来、無線リンクのための誤り制御技術として、誤り検出/誤り訂正のための各種の符号はもちろんのこと、FEC/ARQ/Hybrid ARQ 等をベースとした多種多様な誤り制御方式が提案されてきた。しかしながら、将来のメディア統合無線アーキテクチャの構築に当たっては、従来の誤り制御技術だけでは対処が難しいと考えられる種々の問題がある。そのなかで、本章では、パケットレベルのバーストエラー性、BER の時変性、そして QoS 保証の各々に付随する問題を取り扱う。以下、7.2 ではパケットレベルのバーストエラー性に着目し、DLC 層のみならず、MAC 層による積極的なエラー対処を行なう誤り制御方式を検討する [1]。7.3 では、無線リンクの BER の時変性に着目し、固定長無線パケット伝送との整合性を考慮した、時変 BER 適応型誤り制御方式を検討する [2]。

## 7.2 バーストパケットエラーに対するリソーススケジューリング

本節では、パケットレベルのバーストエラーに着目し、DLC 層のみならず、MAC 層による積極的なエラー対処を行なう誤り制御方式を検討する。具体的には、DLC 層における誤り制御方式として Selective-Repeat ARQ (SR-ARQ) を仮定し、MAC 層には無線リンクでのパケットエラーに基づくリソーススケジューリング方式を採用する。

### 7.2.1 バーストパケットエラーとリソーススケジューリング

バーストエラーには幾つかのレベルがある。最もミクロなレベルがビットレベルのバーストエラーである。無線パケット伝送を例にとれば、ビットレベルのバーストエラーとは、大まかに言えば、ひとつのパケットに属するビット系列のうちの幾つかのビットが連続的に誤る現象を言う。これに対しては従来、ビットレベルバースト誤り訂正能力を有するバースト誤り訂正符号や、送信前のビット拡散によってバースト誤りをランダム化させる畳み込み符号などの技術を適用してきた。しかしながら、これらの技術では、複数パケットにわたって連続的にビット誤りが生ずる、いわゆるパケットレベル

のバーストエラーに対しては十分な誤り訂正効果は期待できない。

移動無線における電波伝搬は、一般にマルチパス伝搬になる。このとき、送信側から送信された電波は場所に応じて強弱を成す定在波を形成しており、受信する位置によって受信電界強度が変化する。したがって、電界強度が弱い位置に留まったまま受信すれば高 BER が継続してしまうことも問題であるが、それに加えて、移動に伴って BER が変動することも重大な問題となる。すなわち、位置的な電界強度変動が、時間的な電界強度変動、延いては時間的な BER 変動を生じさせてしまう。さらに、マルチパスに加えて、遮蔽物体の存在によって一時的に無線リンクが遮断されることでも BER は悪化する。このような状況においては、電界強度がある閾値を下回っている平均時間として定義される平均フェードデュレーション (fade duration) [3] と、伝送単位である無線パケット長、そして伝送速度との間の関係が重要になってくる。

将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャでは、屋内では 10 ~ 155 Mbps の伝送速度を想定している。このような高速の伝送速度では、平均フェードデュレーションとパケット伝送時間との比 (平均フェードデュレーション/パケット伝送時間) が小さくなる。すなわち、伝送速度の上昇に伴い、平均フェードデュレーション区間に伝送されるパケット数が増加する。このように、高速な伝送速度を想定するメディア統合無線アクセスアーキテクチャでは、ビットレベルのみならずパケットレベルのバーストエラーが顕著となる。

パケットレベルのバーストエラーが支配的な状況では、もはや強力な FEC や耐ビットレベルバーストエラー誤り訂正符号による誤り訂正効果は期待できない。それよりも、ARQ に基づく再送処理が基本対策となろう。しかしながら、音声や映像などの実時間性を要求するリアルタイムアプリケーションに対しては、遅延の問題を必然的に孕む ARQ ベースの手法では問題の解決には至らない。その一方で、ファイル転送・電子メール交換などの非リアルタイムアプリケーションに対しては、パケットレベルのバーストエラーは興味深い問題を提起する。その問題とは、ある端末と基地局との間の無線リンクがパケットレベルのバーストエラー状態にあるとき、すなわちその無線リンクが遮断された状態にあるとき、その無線リンクに与えられている無線リソース (時間、周波数、拡散符号) を他者に振り分けることにより、無線リソースの有効利用とシステム全体のスループットの向上が期待できないだろうか、という問題である。つまり、パケットレベルのバーストエラーに対して、エラーを考慮したリソーススケジューリングを行なうことを示している。この考えの基礎にある考えのひとつは、一般にバーストエラーは各無線リンクで独立であると考えられることである。そのため、ある端末の無線リンクが遮断されていても、そのリソースを無線リンクを保持している他の端末に与えることができる。そして二つ目は、非リアルタイムアプリケーションを対象にしていることである。時間に制約がないことから、無線リンクが遮断状態にあるときに通信を一時中断することが許される。以上の理由に加えて、三つ目に伝搬特性上の理由がある。メディア統合無線アクセスアーキテクチャでは、従来使用されてきた周波数帯域よりもかなり高い周波数帯域が使用されることに特徴がある。例えば、無線

ATM のプロトタイプが多くが想定しているのは数十 GHz というミリ波である。このように高い周波数帯の特徴のひとつは直進性である。そのため、従来よりもシャドーイングによる遮断頻度が高まるとともに、サービスエリア形状が不規則になることから遮断頻度が高くなる。このようなことから、パケットレベルのバーストエラーに対するリソーススケジューリングは技術的に興味深い。

ところで先に、第3章および第4章において、メッセージトラヒックに対するリソーススケジューリングアルゴリズムを検討した。一般的に、スケジューリング方式としては、制御と実装が容易なことから First-Come First-Serve (FCFS、第3章で示した MAF は同類) が採用されることが多い。しかしながら、エラーのない理想状態でのスループットが、上述のバーストパケットエラー環境下でどの程度劣化するのかについては、現在まであまり注目されて来なかった。一方、FCFS よりも高スループットを達成する無線リソーススケジューリング方式として Equal Sharing (ES) 方式を先に示したが、この方式についてもバーストパケットエラー環境下での特性を明らかにする必要がある。

そこで本節では、まず第一に、バーストパケットエラー環境下での MAF と ES の2つのスケジューリング方式の特性を明らかにする。その際に、メッセージ伝送ではエラーフリーが要求されることから、DLC 層には誤り制御方式として Selective-Repeat ARQ (SR-ARQ) を仮定する。続いて、第二として、バーストパケットエラーを考慮するリソーススケジューリングによる誤り制御方式を検討する。

### 7.2.2 バーストエラーチャネルモデル

先に述べたように、移動無線通信においては、送信された電波が反射・屈折・回折などの影響を受け、受信点では複数の信号として観測される。これがマルチパスフェージングとして知られる現象である。屋内のように閉じた空間では、特にマルチパスの影響が大きい[4]。

屋内無線通信においては、多くの端末は固定して使用される。しかしながら、端末が移動する場合には、無線チャネル特性の時変性が顕著になる。このとき、チャネル特性の変動は、パケット伝送時間に比べて一般に緩やかである。このようなチャネル状態における誤り制御方式やマルチプルアクセス方式の特性を導き出す目的で、チャネルを有限状態数の離散マルコフ連鎖でモデル化する試みが Gilbert[5] や Fritchman[6] などによってなされている。これらをもとに、特定のチャネルに対するマルコフモデルのパラメータ値を実測値から決定する試み[7]や、モデルの改良[8,9]などが行なわれている。

以下の議論では、各端末が使用するアップリンクチャネルは、各々独立なマルコフ過程に従うものと仮定する。そして、アップリンクチャネルモデルには、図7.1に示す2状態マルコフ連鎖モデルを仮定する。これは Gilbert[5] によって示されたモデルである。状態は、BER が  $e_0$  で静的な状態を表す良状態 (Good State) と、BER が  $e_1 (\gg e_0)$  の悪状態 (Bad State) の2つから成る。後者は、正確な受信が困難な電波伝搬状態を表す。BER  $e_0$  と  $e_1$  の値は、変調方式と受信方式とに依存する。

さてここで、状態間の遷移は、ひとつのパケットが伝送される時間、すなわち1タイムスロット時

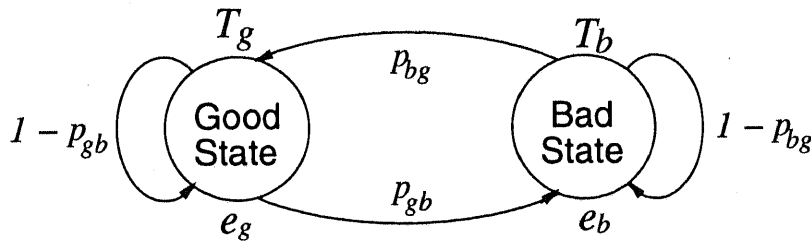


図 7.1 2 状態マルコフ連鎖による非定常チャネルのモデル化

間  $\tau$  毎に起こり得るものとする。Good から Bad、および Bad から Good への遷移確率をそれぞれ  $P_0, P_1$  とすると、次の事柄を定義することができる。

- 平均バースト長、すなわちアップリンクチャネルが Bad 状態にある ( $\tau$  で正規化した) 平均時間

$$T_b = \frac{1}{p_{bg}} \quad (7.1)$$

- 平均 BER

$$e_{\text{avg}} = \frac{e_g p_{bg} + e_b p_{gb}}{p_{gb} + p_{bg}} \quad (7.2)$$

- Bad 状態にある確率

$$P_b = \frac{p_{gb}}{p_{gb} + p_{bg}} \quad (7.3)$$

このように、2 状態マルコフチャネルモデルは、パラメータ  $e_g, e_b, p_{gb}, p_{bg}$  によって完全に規定される。また、 $p_{gb}$  と  $p_{bg}$  によって規定されるパラメータ  $T_b$  と  $P_b$  が、チャネルの時変性を特徴づけるパラメータとなっている。

### 7.2.3 システムモデル

複数の端末とひとつの基地局とが通信を行なう環境を想定する。端末と基地局の基本構成は第 3 章の図 3.5 と同様である。本章での考察の対象はアップリンクである。具体的な変調方式や受信方式、他の送信局からの干渉、フェージングモデルやシャドローイングモデルは仮定しないが、各端末が使用するアップリンクチャネルは、前述の 2 状態マルコフ連鎖モデルに従うものとする。また、マルコフ遷移は各アップリンクで独立であるとする。

アップリンクの物理チャネル構成として図 7.2 に示す構成を仮定する。チャネルは固定周期  $T_f$  でフレームを構成する。フレームはさらに固定長のタイムスロットに分割して使用する。ひとつのタイムスロットでひとつの情報パケットを伝送できるものとする。フレームの先頭から数えて第一スロット



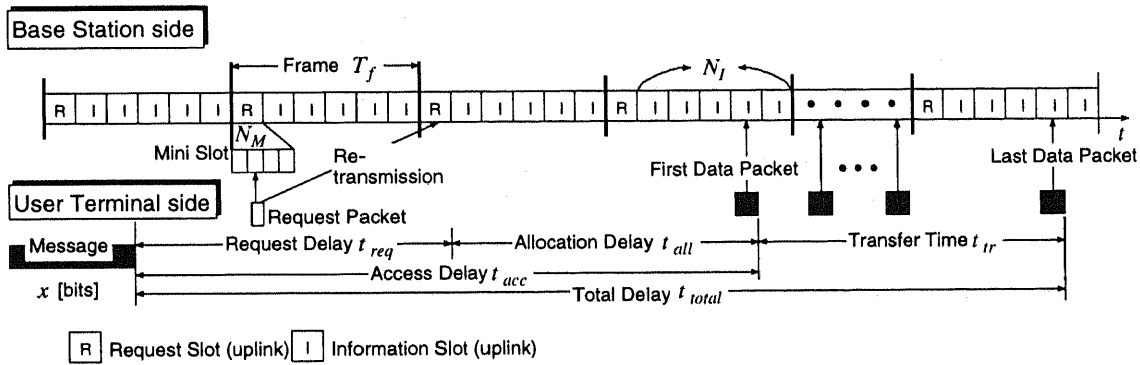


図 7.2 アップリンクのチャンネル構成

トを要求 (Request) スロットとし、残りの  $N_I$  個のスロットを情報スロットとして使用する。要求スロットはさらに  $N_M$  のミニスロットに分割して使用する。ひとつの要求ミニスロットでひとつの要求パケットを送信できるものとする。要求スロットに対する要求パケットのアクセスはスロット ALOHA により行なわれるものとする。

以上、アップリンクのチャンネル構成について説明したが、ダウンリンクについては具体的なチャンネル構成を設定しない。但し、次の仮定をする。まず第一に、アップリンクで送信する要求パケットに対する受信肯定信号 (ACK)、および送信する情報パケットに対する受信肯定信号 (ACK) と受信否定信号 (NACK) は、パケットの送信が終了するまでに得られるものとする。すなわち、受信側で肯定/否定を決定するための処理時間と往復伝搬時間をもとに無視する。屋内無線通信および屋外セルラー通信環境では、往復伝搬時間はパケット送信時間に比べて無視できるほど小さいので、往復伝搬時間に関する仮定は現実から逸脱してはいない。一方、現実には受信側での処理時間は無視できないが、後ほど明らかになるように、本節で行なう各リソーススケジューリングの特性評価において、各特性を大きく変えるような影響は与えない。第二に、ダウンリンクで伝送される情報は完全に受信されるものと仮定する。

要求パケットが正確に受信された場合に、端末に対してリソースを割り当てる。リソーススケジューリングの処理時間を考慮し、実際に情報パケットを送信できるのは、要求パケットが基地局で正確に受信されたフレームの次のフレームからであるとする。

### 7.2.4 スケジューリングアルゴリズム

ここではまず、第 3 章で示した 2 つのリソーススケジューリング MAF (Monopolistic Allocation to the First terminal) と ES (Equal Sharing) のバーストパケットエラー環境下での特性を明らかにするために、それぞれに Selective-Repeat Automatic Repeat reQuest (SR-ARQ) を適用したスケジュー

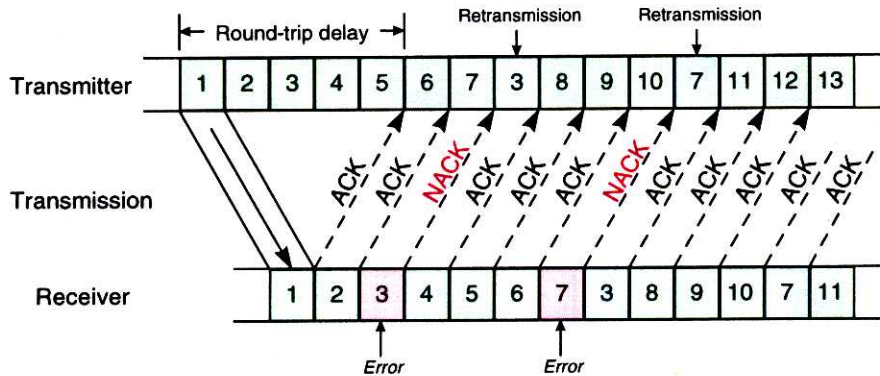


図 7.3 Selective-Repeat ARQ の動作概念

リングアルゴリズムの特性を明らかにする。続いて、バーストパケットエラーに対処するために、チャネル状態の認識に基づいたスケジューリングを行なう Channel State Dependent (CSD) 型のアルゴリズムを示し、それらの特性を求める。なお、MAF および ES については 3.4.2.1 と 3.4.2.2 をそれぞれ参照して欲しい。

### SR-ARQ を適用するスケジューリングアルゴリズム

データリンク制御 (DLC: Data Link Control) 層で実行される誤り制御には、誤り訂正を行なう FEC (Forward Error Correction)、誤り検出とそれに伴う再送を行なう ARQ (Automatic Repeat reQuest)、そして FEC と ARQ を併用する Hybrid ARQ などがある (32 ページ参照)。ところで、本節で話題にしているパケットレベルのバーストエラーとしては、誤り訂正符号による誤り訂正も十分には行なえないような、かなり劣悪な状態を想定している。また、非即時性を特徴とするメッセージトラヒックに対するリソーススケジューリングが対象である。したがって、パケットレベルのバーストエラーに対して、本節では誤り訂正を基本とする方式ではなく、再送を基本とする方式、すなわち ARQ 方式を適用したい。ARQ には、再送手順の違いにより Stop-and-Wait (SW)、Go-back-N (GBN)、そして Selective-Repeat (SR) の 3 方式がある [10]。この中で、受信側に十分な受信バッファが必要である条件付きではあるが、SR-ARQ が最も効率が高い。そこで、本節では SR-ARQ を適用することにする。

図 7.3 に SR-ARQ の動作を示す。送信側は、送信したパケットが受信側で正しく受信されたか否かを、受信側から返信される ACK または NACK によって知る必要がある。NACK が通知された場合、該当する情報パケットを再び送信する。SR-ARQ に限らず、ARQ を実現するには何らかの誤り検出符号が必要である。誤り検出符号の種類によって、検出できる誤りのレベルが異なる。しかしながら、本節では、理想的な誤り検出符号を仮定し、如何なる誤りも検出可能であるとする。

## チャンネル状態に基づくスケジューリングアルゴリズム

### ■ チャンネル状態の推定

チャンネル状態に基づくスケジューリングを行なうには、チャンネル状態を如何に推定するかがまず問題となる。ここでいう状態とは、先に示した2状態マルコフモデルにおける Good 状態と Bad 状態とを指す。Good 状態と Bad 状態とは本来、ある平均 BER（あるいは平均パケットエラーレート）を有する状態を指すものである。しかしながら、後ほど述べる通り、本節では Good 状態ではパケットが誤りなく受信され、Bad 状態では 100% 誤るという極端なモデルを想定する。これは、ある程度のビットエラーに対しては誤り訂正符号による誤り訂正で対処することを想定しているからである。誤り訂正による訂正が不可能な悪状態では、送信される全てのパケットが誤り、再送を余儀なくされるであろう。

このような仮定に基づき、本節におけるチャンネル状態推定では、ある受信パケットの誤りを検出した場合に Bad 状態に入ったものと判断することにする。そして、それ以降のパケットが連続して誤る確率が高いと判断する。Bad 状態および Good 状態に留まる時間についての推定は行なわない。

このようなチャンネル状態推定方法に基づくリソーススケジューリングアルゴリズムを Channel State Dependent (CSD) 型アルゴリズムと呼ぶことにする。以下、各アルゴリズムを説明する。

### ■ CSD-MAF アルゴリズム

図 7.4 にその動作イメージを示す。MAF アルゴリズムは、端末リスト (ATL: Active Terminal List) の先頭に記録されている端末に対して情報スロットを独占的に割り当てるアルゴリズムである。

パケットを伝送中の端末と基地局とを結ぶ無線リンクの状態が悪化することにより、基地局側でパケットの誤りが検出される。ここで、フレームの最終スロットで伝送されたパケットに誤りを検出した場合、基地局は無線リンクが Bad 状態に陥ったと判断する。基地局は、次フレームの先頭において、Bad 状態に陥ったと判断した無線リンクを使用していた端末に対して、送信待機信号を送信し、パケット送信を一時的に停止させる。同時に、ATL の先頭から 2 番目に記録されている端末に対してはリソース割当信号を送信し、パケット送信を開始させる。一方、基地局側の ATL においては、パケット送信を一時停止させた端末と、パケット送信を開始させた端末との位置を入れ換える。

なお、ATL に端末がひとつしか記録されていない場合には、Bad 状態に陥ってもパケット送信を停止させずに続行させる。

### ■ CSD-ES アルゴリズム

図 7.5 にその動作イメージを示す。ES アルゴリズムは、ATL に記録されている各端末に対して情報スロットを平等に分配するアルゴリズムである。

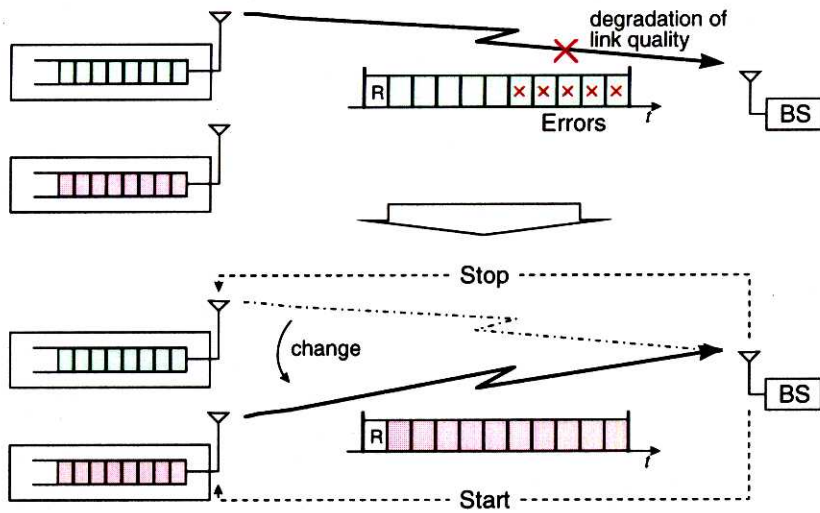


図 7.4 CSD-MAF の動作イメージ

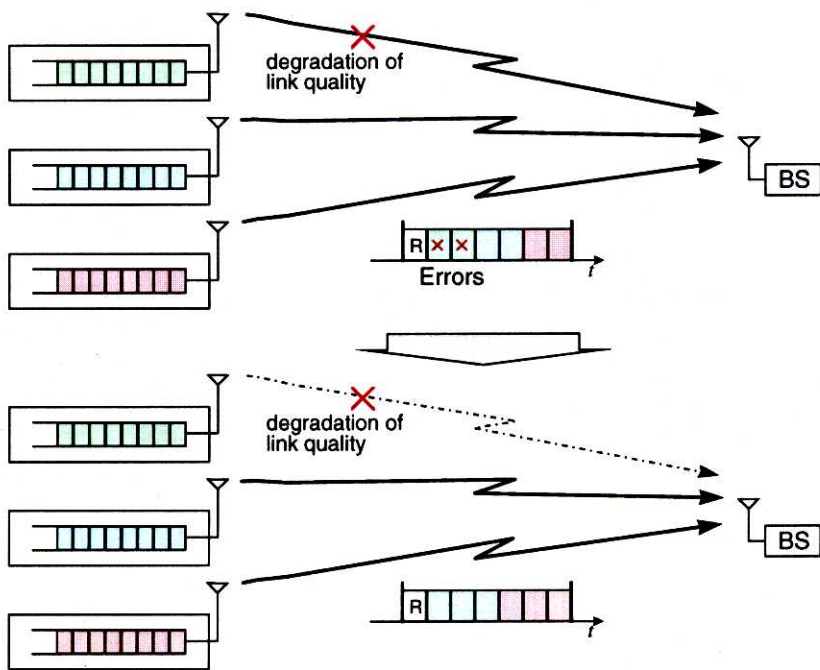


図 7.5 CSD-ES の動作イメージ

表 7.1 シミュレーションパラメータ

	Symbol	Value	Unit
Frame Length	$T_f$	12	[msec/frame]
Number of Request Slot	$N_R$	1	[slot/frame]
Number of Request Mini Slots	$N_M$	5	[mini-slots/frame]
Number of Information Slots	$N_I$	60	[slots/frame]
Capacity of Active Terminal List	$N_L$	60	[terminals]
Payload		48	[bytes/slot]
Maximum Information Channel Rate ( $N_I$ slots per frame)	$R_{\max}$	1920	[kbps]
Minimum Information Channel Rate (1 slot per frame)	$R_{\min}$	32	[kbps]
Maximum Number of Requests (including retransmission due to collision)	$P_{\max}$	2	
Average message size	$X$	4.8	[Kbytes]
Average duration of good state	$T_g$	5	[sec]
Average duration of bad state	$T_b$	50 or 500	[msec]
Packet error rate in good state	$e_g$	0	
Packet error rate in bad state	$e_b$	1	

パケットを送信しているある端末に注目した場合、あるフレームで伝送されたパケットに誤りが検出された時に、基地局は無線リンクが Bad 状態に陥ったと判断する。基地局は、次フレームの先頭において、Bad 状態に陥ったと判断した無線リンクを使用していた端末に対して、送信待機信号を送信し、パケット送信を一時的に停止させる。同時に、送信待機を命じた端末を除く全ての端末で情報スロットを等分使用するようにリソーススケジューリングを行ない、その結果を各端末に通知する。通知を受けた端末は、新たに割り当てられた情報スロットでパケットの送信を行なう。

ここで、送信待機を命じた端末からは、電波状態を把握するための何らかの信号が常に基地局へ向けて発せられるものとする。そのための専用のミニスロットを設けたり、あるいは要求スロットを使用したりすることが考えられる。電波状態が向上し、再び Good 状態に戻ったと判断した場合には、あらかじめリソーススケジューリングを行なう。

## 7.2.5 特性評価

### 7.2.5.1 シミュレーションモデル

メッセージはポアソン過程に従って生起するものとする。発生するメッセージのサイズは、平均 4.8 [kbytes] の負の指数分布に従うものとする。情報パケットのペイロードを 48 [bytes] と仮定するので、4.8 [kbytes] は 100 パケットに相当する。

アップリンク物理チャネルに関するシミュレーションパラメータは表 7.1 に示すとおりである。屋内無線環境を模擬するならば 10 Mbps 以上のキャリア速度を想定することが望ましいが、計算時間の関係から 2 Mbps 相当のキャリアを想定することにする。しかしながら、このような仮定に基づいて求

められるスケジューリングアルゴリズムの特性は、他の環境においても定性的には維持されるものと考えられる。

チャンネルに関しては、同じく表 7.1 に示すように、Good 状態と Bad 状態にある平均時間をそれぞれ  $T_g = 5$  [sec],  $T_b = 50$  または  $500$  [msec] とする。また、各状態における BER はそれぞれ  $e_g = 0$ ,  $e_b = 1$  とする。すなわち、Good 状態では全てのパケットが正確に受信され、Bad 状態では全てのパケットが誤るという、最も単純な状態を模擬する。平均パケット誤り率は、 $T_b = 50$  msec のときに約  $9.9 \times 10^{-3}$ 、 $T_b = 500$  msec のときに約  $9.1 \times 10^{-2}$  である。実際のチャンネルモデルに関しては、屋内における高速無線伝送実験 [11-14] や、それら結果に基づくチャンネルのモデル化 [15] がなされてきてはいるが、一般に認知されるだけのモデルが確立している状況ではなく、今後の進展が期待される。

### 7.2.5.2 性能指標

性能指標を説明するために必要となる各種パラメータを先に説明しておく。図 7.2 に基づいて説明する。予約遅延時間 (request delay time)  $t_{req}$  は、メッセージが発生してから予約パケットが正しく受信されるまでに経過する時間である。割当遅延時間 (allocation delay time)  $t_{all}$  は、予約パケットが正しく受信されてからメッセージの先頭パケットが受信されるまでに経過する時間である。送信時間 (transfer time)  $t_{tr}$  は、先頭パケットが受信されてから最後尾パケットが受信されるまでに経過する時間である。アクセス遅延時間 (access delay time)  $t_{acc}$  は、予約遅延時間  $t_{req}$  と 割当遅延時間  $t_{all}$  の総和時間である。また、総遅延時間 (total delay time)  $t_{tr}$  は、アクセス遅延時間  $t_{acc}$  と 送信時間  $t_{tr}$  の総和時間である。これらの関係を以下に示す。

$$\begin{aligned} t_{total} [\text{sec}] &= t_{acc} + t_{tr} \\ &= (t_{req} + t_{all}) + t_{tr}. \end{aligned} \quad (7.4)$$

ここで、本章で使用するスループット  $S$  を次のように定義する。

$$\begin{aligned} S [\text{bit/sec}] &= x [\text{bit}] / t_{total} [\text{sec}] \\ &= x / (t_{req} + t_{all} + t_{tr}), \end{aligned} \quad (7.5)$$

但し、 $x$  はメッセージのサイズである。

アルゴリズムの特性評価において、割当+送信遅延時間、ATL での呼損率、スループットの平均、スループットの正規化分散、リソース使用率の 5 つの性能指標を使用する。割当+送信遅延 (alloc+trans) は、割当遅延時間  $t_{all}$  と送信時間  $t_{tr}$  の総和の平均である。ATL での呼損率とは、ATL に空きがないためにメッセージ伝送要求が却下される確率である。平均スループット  $S_{AVG}$ 、スループット分散

$S_{VAR}$ 、リソース使用率  $U$  の定義は次の通りである。

$$S_{AVG} = E[S] \quad (7.6)$$

$$S_{VAR} = E[(S - S_{AVG})^2] / S_{AVG} \quad (7.7)$$

$$U = E[N_{IO} / N_I] \quad (7.8)$$

但し、 $S$  はスループットを 平均スループットとスループット分散における  $E[\cdot]$  は各メッセージ伝送に対する集合平均を表し、リソース使用率における  $E[\cdot]$  は時間平均を表す。また、 $N_{IO}$  は使用された情報スロット数を、 $N_I$  は情報スロットの総数を表す。平均スループット  $S_{AVG}$  はユーザ側から見た指標であり、“端末” スループットと見なすことができる。平均スループットの代わりに、総遅延時間の平均などの他のパラメータを使うことも可能である。一方、リソース使用率はシステム側から見た指標であり、“チャンネル” スループットと捉えることができる。スループット分散  $S_{VAR}$  は、ひとつのメッセージに属する複数のパケット間の遅延変動を表すのではなく、複数のメッセージ間のメッセージ伝送遅延変動を表す指標である。

以上の性能指標に加えて、以下の考察では正規化負荷をシステムパラメータとして使用する。これは、システムに投入される負荷 [bit/sec] を、最大情報伝送速度  $R_{max}$  [bit/sec] で除した値である。負荷はメッセージ発生率 [1/sec] と発生したメッセージのサイズ [bit] の積で表す。

### 7.2.5.3 考察

まず図 7.6 に割当+送信遅延時間  $t_{all} + t_{tr}$  の平均をリソース使用率  $U$  の関数として示す。Bad 状態の平均時間は 500 msec である。誤りの無いチャンネルにおいて ES によって得られる割当+送信遅延時間と、バーストエラーチャンネルにおいて ES+SR-ARQ によって得られるそれとにほとんど差は見られない。その一方、MAF によって得られる割当+送信遅延時間にはかなり大きな差が見受けられる。割当+送信遅延時間の増加は ATL の輻輳を招き、ATL での呼損率を悪化させてしまう。これは図 7.7 に示す ATL 呼損率の結果から明らかである。このように MAF の割当+送信遅延時間が長いことは、MAF アルゴリズムの動作を考えれば理解できる。MAF は、ATL の先頭端末に対して情報スロットを独占的に割り当てるアルゴリズムである。先頭端末が使用する無線リンクがバーストエラー状態に陥ると SR-ARQ による再送が起動され、メッセージ伝送を終了するまでに経過する時間が再送分だけ長くなる。他の端末は先頭端末がパケット伝送を終了するまでパケット送信を開始できないので、後続の端末になるほど割当時間が長くなる。これが MAF の割当+送信遅延時間の平均値を押し上げている理由である。一方の ES は、ある端末が使用する無線リンクの状態が悪化しても、同時にパケット伝送を行なっている他の端末には影響を与えない。そのため、バーストエラー状態であっても割当+送信遅延時間が増加しない。なお、バーストエラーに対して、ES では CSD 方式の効果が現れ、誤りの無い場合とほぼ同じ特性を回復しているが、MAF では CSD 方式の効果が小さい。

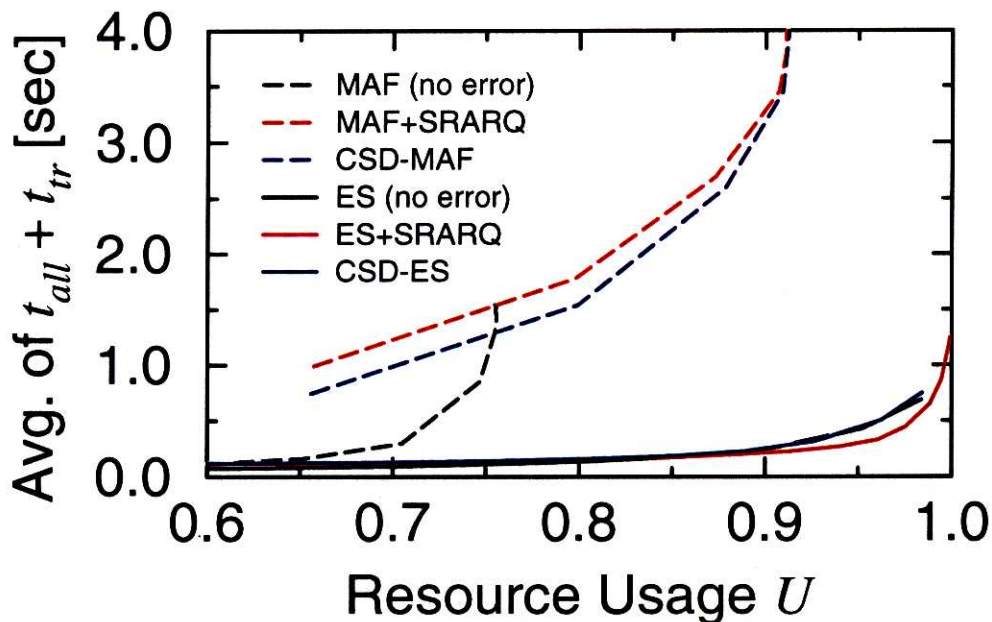


図 7.6 割当+送信遅延時間とリソース使用率の関係 ( $T_b = 500$  msec)。

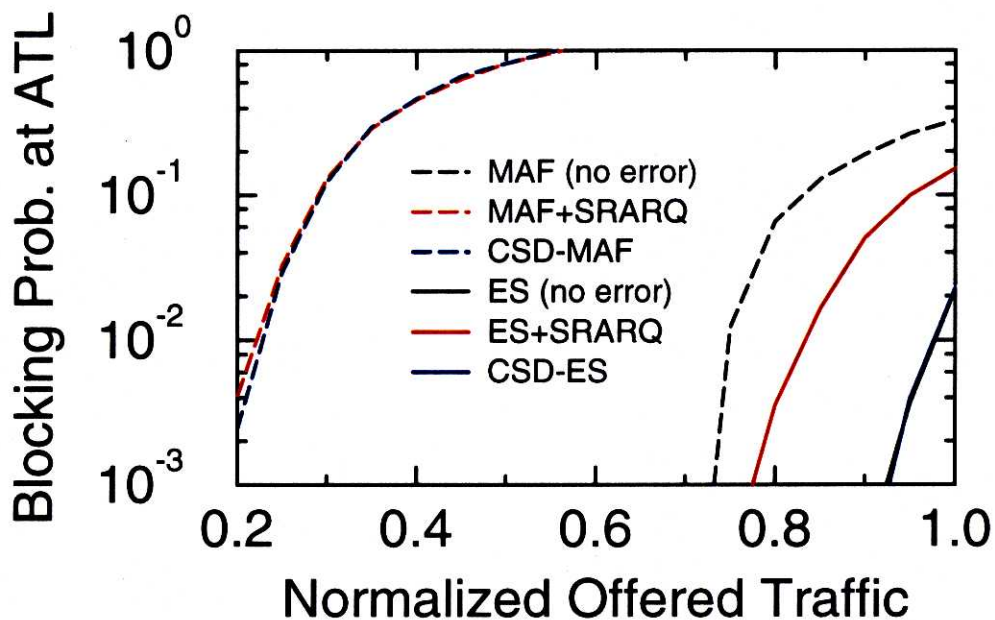


図 7.7 ATL オーバフローでメッセージ伝送要求が棄却される確率 ( $T_b = 500$  msec)。



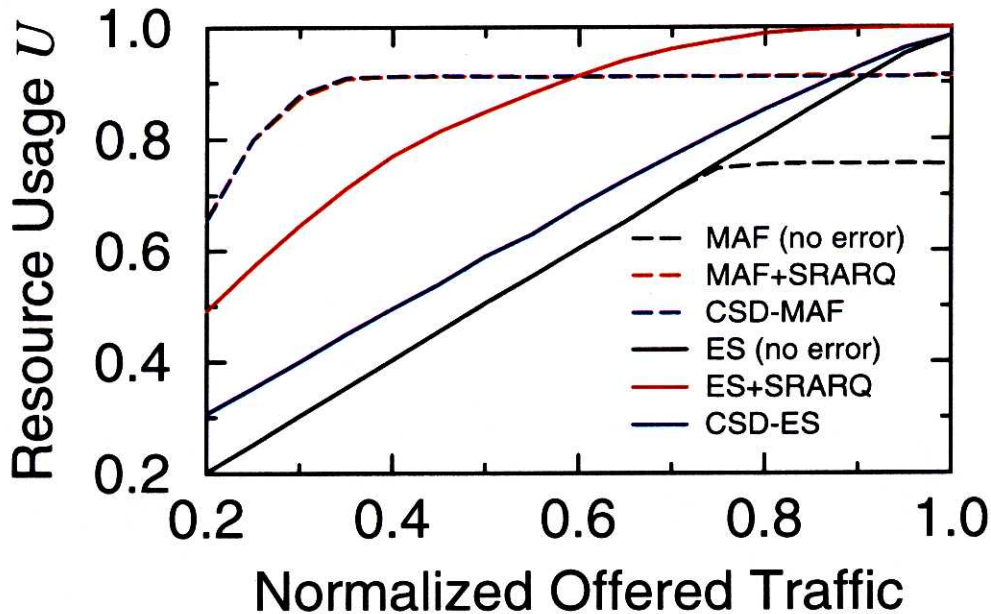


図 7.8 リソース使用率と正規化負荷の関係 ( $T_b = 500$  msec)。

続いて図 7.8 にリソース使用率特性を示す。誤りが無い場合と、バーストエラー時の CSD 方式におけるリソース使用率の差は、再送によって余分に情報スロットが使用されることに起因する。従って、その差が小さい ES 方式の方が、無駄に使用されるリソースが少なく、効率が高いと言える。

図 7.9 には、平均スループット  $S_{AVG}$  をリソース使用率、すなわちチャネルスループットの関数として示す。MAF では、誤りの無い場合に比べてバーストエラー状態での平均スループットが大きく低下している。しかも、バーストエラー状態では低スループットである上に、リソース使用率が約 0.65 ~ 0.9 という比較的高くかつ狭い範囲にある。一方、ES では、バーストエラー状態においても、誤りの無い場合と同程度の平均スループットが得られている。なお、ES について、SR-ARQ 方式よりも CSD 様式の平均スループットが低い理由は次のように考えることができる。図 7.9 は平均スループットをリソース使用率の関数として表示している。リソース使用率と正規化負荷の関係は図 7.8 に示したとおりである。図 7.8 から、リソース使用率が同じでも、SR-ARQ 方式の正規化負荷は CSD 方式のそれを大きく下回る。すなわち、リソース使用率が同じでも、SR-ARQ 方式の方が実際に送信するメッセージが少ない。そのため、図 7.9 において、見かけ上、SR-ARQ 方式のスループットが CSD 方式のそれを上回ることになる。

図 7.10 にはリソース使用率に対するスループット分散特性を示す。誤りが無い理想的な状態における MAF のスループット分散の方が ES のそれと比べて高いという特性が、バーストエラー状態に

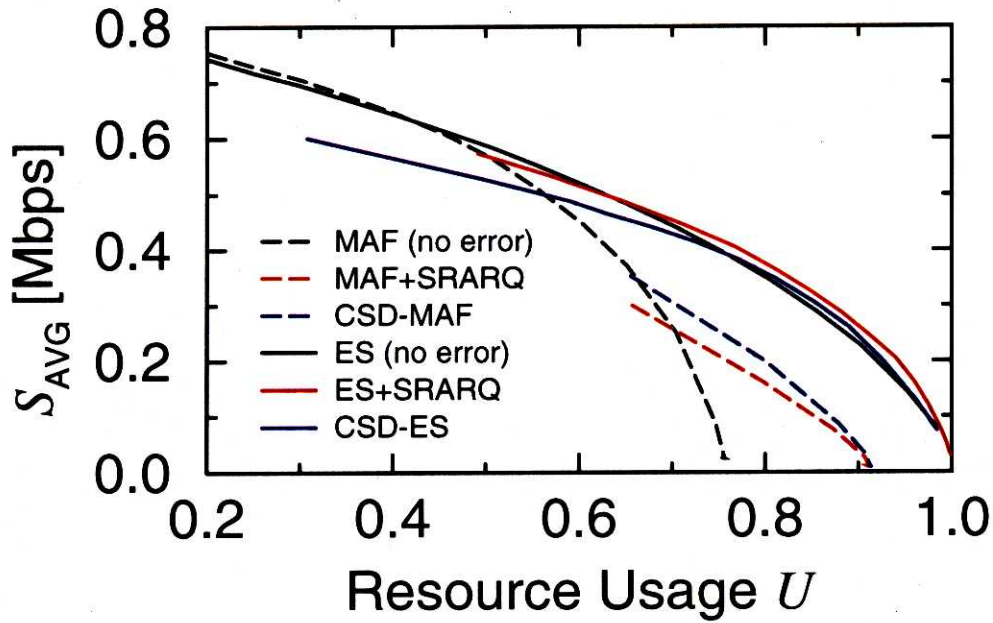


図 7.9 平均スループットとリソース使用率との関係 ( $T_b = 500$  msec)。

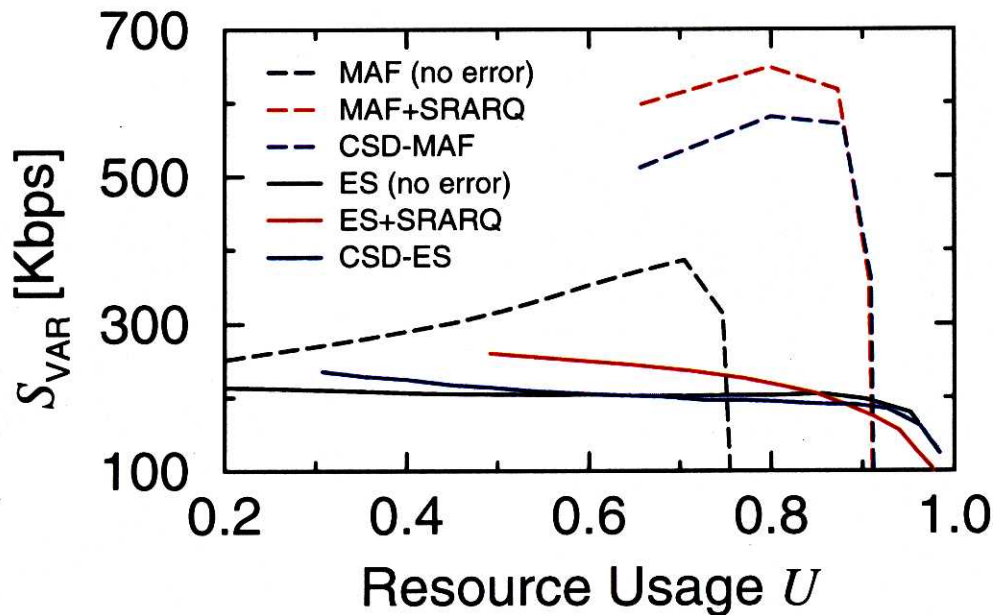


図 7.10 スループット分散とリソース使用率との関係 ( $T_b = 500$  msec)。

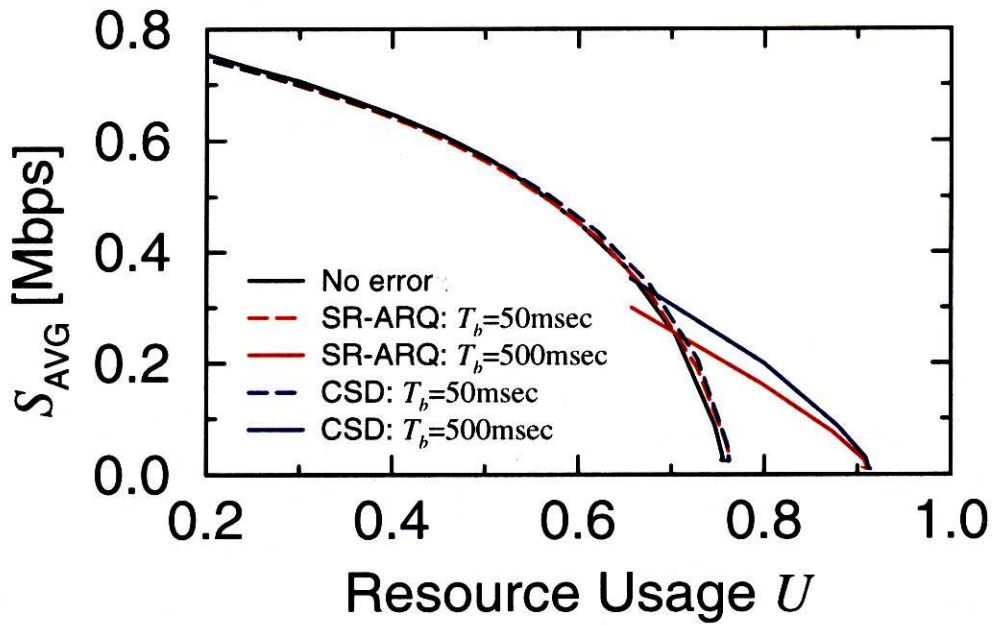


図 7.11 MAF アルゴリズムの平均スループットとリソース使用率との関係。

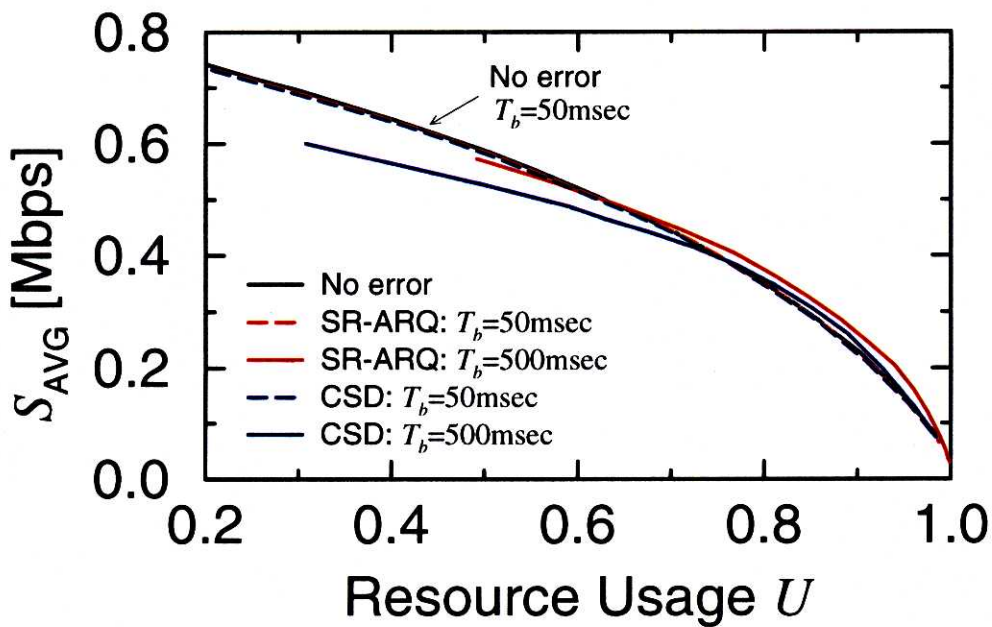


図 7.12 ES アルゴリズムの平均スループットとリソース使用率との関係。

においても現れている。また、両アルゴリズムとも、誤りの無い場合に比べてバーストエラー状態での SR-ARQ 方式のスループット分散が増加している。しかしながら、CSD 方式によってスループット分散の低減がはかられている。なお、リソース使用率の高い領域で、スループット分散が低下するのは、この領域から ATL の呼損率が増加し始めるためである。これは図 7.7 から示唆される。このように ATL の輻輳（ふくそう）率が高い状態では、割当+送信遅延時間が平均化される。その結果としてスループット分散が低下する。

続いて、誤り状態の変化に対する特性について考察する。まず、MAF の平均スループット特性を図 7.11 に示す。Bad 状態の平均時間が  $T_b$  が 50 msec と 500 msec の場合について表示している。平均パケット誤り率はそれぞれについて約  $9.9 \times 10^{-3}$  と  $9.1 \times 10^{-2}$  である。 $T_b = 50$  msec の場合には、SR-ARQ および CSD 方式により、誤りの無い場合とほぼ同じ平均スループットが確保されることがわかる。一方、 $T_b = 500$  msec では、誤りの無い場合に比べて平均スループットが大きく低下し、リソース使用率も高かつ狭い領域に限定されてしまう。

図 7.12 は ES の平均スループット特性である。誤りが無い状態と、バーストエラー状態とで、平均スループットに大きな差は見られない。すなわち、リソース使用率が同じ状態であれば、誤りの有無に関わらずほぼ同等の平均スループットを確保できると考えられる。これについては、 $T_b$  が 50 msec の場合と 500 msec の場合とで、平均スループットに顕著な差はないことから、誤りのレベルに対する依存性も小さいと思われる。

## 7.3 時変 BER チャネルに対する適応誤り制御

### 7.3.1 時変 BER チャネルと適応誤り制御

チャネルの特性が静的と見なせる有線系での誤り制御方式は、チャネルの“平均 BER”に基づいて設計されることが多い。このようなことから、従来の無線システムにおいても、チャネルの平均的な特性に基づいて誤り制御方式が設計されていることが多い。ここでいう平均的な特性とは、平均 BER であったり、あるいは、ある BER に留まる平均時間であったりする。しかしながら、先に述べたように、無線チャネルの特徴のひとつは時変性にある。実際には BER が時変である無線チャネルに対して、平均的な特性だけに基づいて設計された訂正能力固定型の従来の誤り制御方式を適用する場合、想定する最低平均 BER よりも実際の BER が低くなれば、符号化オーバーヘッドが顕著になり、効率低下を招く。その逆に、想定する最高平均 BER よりも実際の BER が高ければ、誤り訂正効果は低下し、要求される誤り率を満たすことが不能となる。

このようなことから、無線チャネルで発生するビット誤りに真に対抗するには、本質的に能力可変の誤り制御方式を適用しなければならない。すなわち、無線チャネルの状態に応じて訂正能力を変動させる方式が望まれる。ところでこれまでに、訂正能力可変誤り制御方式として、無線リンク特性の変動に対応する符号化率可変 FEC[16] や、メディアの QoS に基づく符号化率可変誤り制御方式 [17-20] などが提案されてきている。しかしながら、これらの方式は無線 ATM との整合性の面で優れているとは言い難い。

多くの無線 ATM プロトタイプでは、第 2 章で述べたように、固定長無線パケット伝送を想定している。これは、48 バイトのペイロードと 5 バイトのヘッダから成る 53 バイトの固定長 ATM セルとの整合性の面で優れているからである。このような固定長無線パケット伝送に対して、上述の符号化率可変誤り制御方式の適性はそれほど良いとは言えない。これらの方式では、FEC の符号化率を変化させることによって誤り訂正能力を変化させている。したがって、固定長無線パケットに応用するには、符号化率の増加・減少に応じてペイロード部分を減少・増加させなければならない。その結果、ペイロードを適切な長さで分解したり、受信側で再構成したりする必要があり、そのためのオーバーヘッドが大きい。

そこで本章では、ペイロード部分を変化させる必要のない、固定長無線パケット伝送に適した訂正能力可変誤り制御方式を検討する。検討する方式は従来の方式と同様に FEC を用いるが、固定長無線パケットと同じ長さのパリティパケットを生成することにより、固定長無線パケット伝送との整合性を保つ努力をする。パリティパケットの生成数を変化させることにより、可変的な誤り訂正能力を実現する。この方式をパケットレベルの FEC とすれば、先に説明した方式はビットレベルの FEC と捉えることができる。

### 7.3.2 パケットレベル適応誤り制御方式

ここで示すパケットレベルの適応誤り制御方式は、無線チャンネルの BER に応じて訂正能力を段階的に変化させるパケット単位の FEC を適用するものである。無線チャンネルが良好な状態とそうでない状態とに対応する2つのモードから構成される。BER 状態が良好で FEC を必要としない時の誤り制御方式を「通常モード」、BER 状態が悪く FEC を必要とする時の誤り制御方式を「FEC モード」と便宜上呼ぶことにする。チャンネル状態に応じてこれらのモードを選択するには、チャンネル状態を把握する必要がある。以下では、チャンネル状態の推定に関して述べた後、各モードの動作を説明する。

#### ■ チャンネル状態の推定

チャンネル状態の推定には、物理層レベルで行なう方法と DLC 層レベルで行なう方法とが考えられる。

物理層レベルの方法の特徴は、CIR (Carrier to Interference Ratio: 搬送波電力対干渉波電力比)、CNR (Carrier to Noise Ratio: 搬送波電力対雑音電力密度比)、delay spread (遅延広がり) などの、チャンネル特性を表す各種物理層レベルのパラメータの値を推定でいることである。具体的には、RSSI (Radio Signal Strength Indicator) を用いる推定方法や、チャンネル状態に応じて変調多値数を変化させて効率的な伝送を実現する変調多値数可変適応変調方式 [21] のための推定方法 [22] などが提案されている。CNR が推定できれば、変調方式の CNR 対 BER 特性からチャンネルの BER を推定することができる。

物理層レベルの方法に比べて、DLC 層レベルの方法ではチャンネルの物理パラメータを正確に推定することは不可能である。DLC 層では、物理パラメータを推定する代わりに、受信ビット系列の BER や、受信パケット (DLC 層での転送単位) 系列のパケット誤り率 (PER: Packet Error Rate) を推定することになる。誤り検出符号化や誤り訂正符号化されたパケットに対しては、誤ったビット数を復号時に知ることが可能である (但し、誤り検出限度あるいは誤り訂正限度を越える誤りについては不可能である)。誤ったビット数をある一定時間観測してその平均を取れば、原理的には BER や PER の推定が可能である。

以下に述べる適応誤り制御方式では、これらいずれかの方法によりチャンネル状態を推定することを仮定する。受信側でチャンネル状態を推定しその結果を送信元へ通知する場合と、受信側から返される何らかの情報に基づいて送信側がチャンネル状態を推定する場合とが考えられるが、ここではそれらに拘らず、「受信側から送信側に向けて何らかの情報 (チャンネル状態推定結果あるいは推定のための情報) が返信される」ということと、「その情報を得ることによって送信側ではチャンネルの BER を最終的に知ることができる」という2つの事柄を仮定する。以下、受信側から送信側に返信される情報をフィードバック情報、返信することをフィードバックと呼ぶことにする。なお、フィードバック情報は、送信したパケットの誤り検出結果も送信元へ知らせるための ACK/NACK 情報を含めるために、ひとつの

パケットを受信するたびに送信元へ返送されるものとする。

#### ■ 通常モード

通常の SR-ARQ による誤り訂正を行う。送信局は情報ビットと誤り検出用ビットで構成されるパケット長  $L$  ビットの情報パケットのみを送出する（ヘッダは考慮にいない）。受信局は誤り検出を行い、パケットに誤りが検出されたか否かをフィードバック情報に乗せて送信局に通知する。誤りが検出されたパケットのみ再送を行う。

#### ■ FEC モード

送信局は  $N$  個の情報パケットに対して  $((N+1)L, NL, t)$  FEC 符号を用いて、1 個のパリティパケットを生成する。受信局ではまず  $N$  個の情報パケットと 1 個のパリティパケットを単位として誤り訂正を行い、続いて各パケット毎に誤り検出を行う。誤りが検出された場合には、誤り訂正効果を高めるためにブロック数  $N$  を減じて同様の符号化と復号を実行する。短縮化巡回符号 [18] を用いて  $N$  を可変とすることで、訂正能力の異なる符号を一つの回路で生成することができる。通常モードと同様に、誤り検出の結果をフィードバック情報に含めて送信局に知らせる。

この FEC モードは、次の方法 [23] を簡単化したものと考えることができる。その方法の前半の動作は上述の方法と同じである。すなわち、送信局は  $N$  個の情報パケットに対して  $((N+1)L, NL, t)$  FEC 符号を用いて 1 個のパリティパケットを生成する。受信局では  $N$  個の情報パケットと 1 個のパリティパケットを単位として誤り訂正を行い、続いて各パケット毎に誤り検出を行う。ここからが上述の FEC モードとは異なる。各パケット毎に行なう誤り検出で誤りが検出された場合には、さらに  $((N+2)L, NL, t)$  FEC 符号を構築するための 1 個のパリティパケットを生成し、生成したパリティパケットを送信する。このようにして、誤り度合に応じて FEC の訂正能力を変化させる。

図 7.13 を用いて、上で示した適応誤り制御方式の特性を説明する。FEC モードにおいてチャネル状態に応じて適切な  $N$  の値を選択することができるのであれば、図 7.13 に緑色の実線で示すスループット曲線が得られ、広範囲な誤り率に対応できる。ここでパケット長  $L$  を 50 [bytes]、誤り訂正ビット数  $t$  を 32 [bit] としている。図 7.13 より、一律に符号化率の等しい FEC（図中  $N=8, 4, 2, 1$  の場合を指す）を適用した場合よりも高いスループットが得られることが期待できる。

### 7.3.3 特性評価

適応誤り制御を有効に機能させるためには、無線チャネル状態を正確に、かつ迅速に把握することが求められる。このような観点から、以下では、本適応誤り制御によって得られるスループットに対して、チャネル状態推定精度とフィードバック情報の遅延時間とが与える影響について考察する。

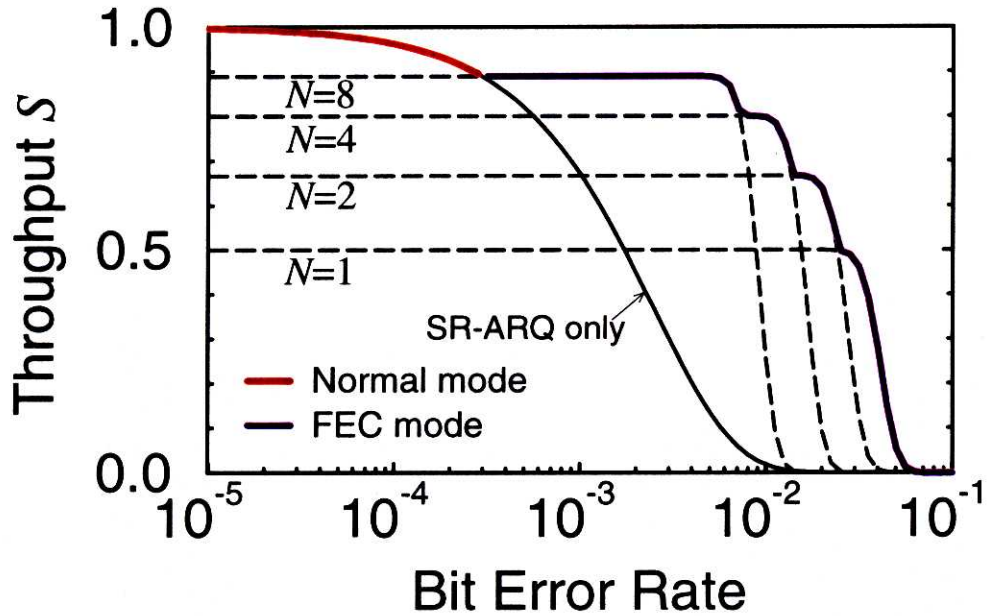


図 7.13 適応誤り制御方式のスループット特性

### 7.3.3.1 シミュレーションモデル

本来ならば、BER が連続的に変化するチャンネルモデルをシミュレートすべきであるが、ここでは本適応誤り制御方式の基本的な性質を明らかにするために、より簡単なモデルを採用する。すなわち、無線チャンネルモデルとしては、先に図 7.1 で示した 2 状態マルコフモデルを採用する。このようにチャンネルは 2 状態しか取らないことから、FEC モードにおけるブロック数  $N$  は 4 のみを取ることにする。つまり、Bad 状態と判断した時には、4 つの情報パケットと 1 つのパリティパケットから構成されるブロックを単位として送信および誤り制御を行なうものとする。

通常モードおよび FEC モードで使用される誤り検出符号として具体的な符号は仮定しない。しかしながら、あらゆる誤りを検出可能であると仮定する。そのほかのパラメータ設定値を表 7.2 に挙げる。

### 7.3.3.2 性能指標

以下の考察では、スループットを性能指標として、またフィードバック遅延とチャンネル状態推定精度をシステムパラメータとして使用する。送信された情報パケット数を  $N_I$ 、送信された全パケット数（再送された情報パケットを含む）を  $N_T$  とするとき、スループット  $S$  を次のように定義する。

$$\text{Throughput } S = \frac{N_I}{N_T} \tag{7.9}$$



表 7.2 シミュレーションパラメータ

	Symbol	Value	Unit
Channel speed		128	[kpbs]
Packet length (encoded)	$L$	400	[bits]
Error correcting capability	$t$	32	[bits]
Block length in FEC mode	$N$	8	[packets]
Average duration of good state	$T_g$	4.5	[sec]
Average duration of bad state	$T_b$	500	[msec]
Packet error rate in good state	$e_g$	$10^{-4}$	
Packet error rate in bad state	$e_b$	$10^{-2}$	

チャネル状態推定精度  $\alpha$  とは、チャネル状態を正しく正しく判断する確率である。例えば、実際のチャネル状態が Bad である時には、確率  $\alpha$  で Bad 状態であると判断し、確率  $1 - \alpha$  で Good 状態と判断する。フィードバック遅延  $D_f$  は、ある情報パケットを送信してから、それに対するフィードバック情報が受信されるまでに経過する時間である。

### 7.3.3.3 考察

図 7.14 に、シミュレーションによって得られたスループット  $S$  をチャネル状態推定精度  $\alpha$  の関数として示す。フィードバック遅延  $D_f$  をパラメータとしている。破線はパリティパケットを全く伝送しない SR-ARQ 方式での、すなわち通常モードだけの場合のスループットを表している。図 7.14 によれば、チャネル状態推定精度の低下やフィードバック遅延時間の増加に伴い、SR-ARQ のみの場合よりもスループットが低下してしまうことがわかる。また、チャネル状態推定精度 0.5 は、チャネルを推定していないことに等しくなり、フィードバック遅延時間に依らずスループットは等しくなる。

以上から、本節で示した適応誤り制御方式を有効に機能させるためには、チャネル状態推定精度およびフィードバック遅延が、共にある一定値以内であることが要求されることが確認された。また、チャネル状態推定精度が低い場合には、高い場合に比べてより迅速なフィードバック情報を必要とすることが明らかになった。

## 7.4 おわりに

本章では、将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャを構築する際に考慮すべき問題として無線チャネル状態の時変性に焦点を当て、変動する無線チャネルの状態に対する適応的な誤り制御方式を検討した。

前半では、高速伝送時に生じるバーストパケットエラーに着目し、バーストパケットエラー状態

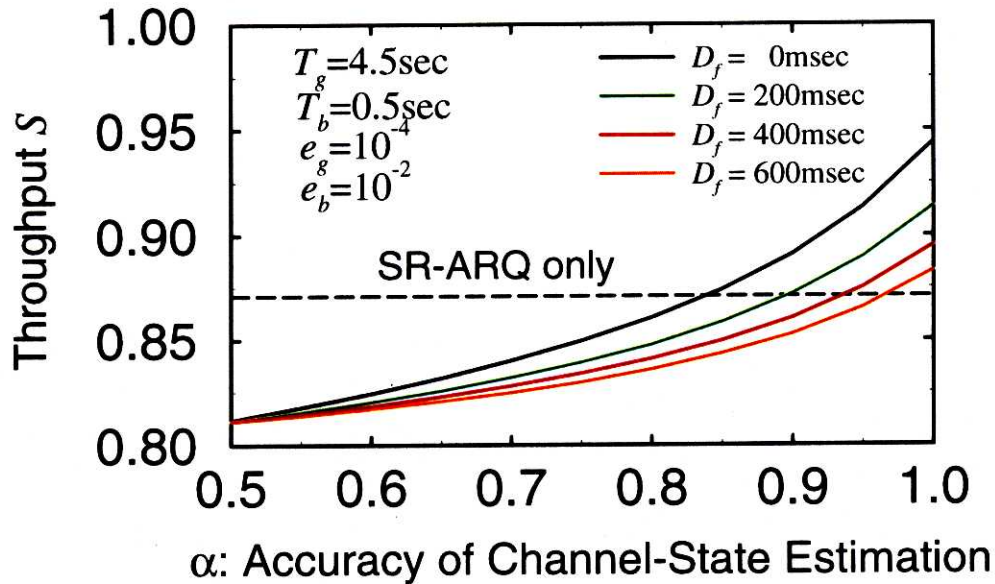


図 7.14 スループットとチャネル推定精度との関係。

における、先に示したメッセージトラヒックのための 2 つのリソーススケジューリング方式 MAF (Monopolistic Allocation to the First terminal) と ES (Equal Sharing) の特性をシミュレーションにより求めた。その結果、ATL の先頭端末の伝送遅延が後続の端末に影響を与えるために、特に MAF の特性が劣化することを明らかにした。続いて、使用している無線チャネルがエラー状態の端末の送信を回避する、CSD (Channel State Dependent) 手順を各方式に組み込み、その特性を求めた。そして、特に ES において、CSD 手順による改善効果が高いことを明らかにした。

しかしながら、ここで示した CSD 手順はかなりアドホックなものである。例えば MAF に対しては、エラー状態に陥った先頭端末と第二端末とを入れ換えるという方法ではなく、先頭端末をより後方へ下げることによって、特性のさらなる改善も望めよう。このように、CSD 手順としてはさまざまな方法が考えられるので、より詳細な検討が必要である。

本章の後半では、BER が時間と共に変動する無線チャネルに対する適応誤り制御方式を示した。チャネル状態に応じて訂正能力の異なる FEC を適用することにより、SR-ARQ だけを用いる場合に比べてスループットを改善する方式である。本方式の特徴は、訂正能力の変化に応じて固定長無線パケット当たりに含ませる実情報量 (ペイロード) を変化させる必要がなく、無線 ATM 等で想定されている固定長無線パケット伝送との整合性が高いところにある。このような特徴を備えている方式ではあるが、有効に機能するためには、チャネル状態推定精度およびフィードバック遅延が、共にある一定

値以内であることが要求されることをシミュレーションにより示した。

本章で示した、無線チャネル状態に基づくリソーススケジューリング及び適応誤り制御を機能させるためには、チャネル状態を正確に把握する必要がある。したがって、チャネル状態の推定方法や推定のための情報交換の方法を詳細に検討する必要がある。

## ■ ■ ■ 【参考文献】 ■ ■ ■

- [1] 井上 真杉, 森川 博之, 羽鳥光俊: “バーストエラーチャネルにおける無線リソーススケジューリング”, 平9年信学総合大会 (1997-03).
- [2] 吉村 健, 井上 真杉, 森川 博之: “時変無線伝送路における適応誤り制御方式”, 平9年信学総合大会 (1997-03).
- [3] 奥村 善久, 進士 昌明 (監修), 移動通信の基礎, 電子情報通信学会 (昭61).
- [4] H. Hashemi: “The Indoor Radio Propagation Channel”, *Proc. IEEE*, **81**, 7, pp. 943-968 (July 1993).
- [5] E. N. Gilbert: “Capacity of a Burst-Noise Channel”, *Bell Syst. Tech. J.*, **39**, pp. 1253-1265 (1960).
- [6] B. D. Fritchman: “A Binary Channel Characterization Using Partitioned Markov Chains”, *IEEE Trans. Info. Theory*, **13**, 2, pp. 221-227 (Apr. 1967).
- [7] F. Swarts and H. C. Ferreira: “Markov Characterization of Digital Fading Mobile VHF Channels”, *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **43**, 4, pp. 977-985 (Nov. 1994).
- [8] H. S. Wang and N. Moayeri: “Finite-State Markov Channel—A Useful Model for Radio Communication Channels”, *IEEE Trans. Veh. Technol.*, **44**, 1, pp. 163-171 (Feb. 1995).
- [9] M. Zorzi, R. R. Rao, and L. B. Milstein: “On the accuracy of a first-order Markov model for data transmission of fading channels”, in *Proc. IEEE International Conference on Universal Personal Communications (ICUPC'95)*, pp. 211-215 (1995).
- [10] S. Lin, Jr. D. J. Costello, and M. J. Miller: “Automatic-Repeat-Request Error-Control Schemes”, *IEEE Commun. Mag.*, **22**, 12, pp. 5-17 (Dec. 1984).
- [11] G. J. M. Janssen, P. A. Stigter, and R. Prasad: “Wideband Indoor Channel Measurements and BER Analysis of Frequency Selective Multipath Channels at 2.4, 4.75, and 11.5 GHz”, *IEEE Trans. Commun.*, **44**, 10, pp. 1272-1288 (Oct. 1996).
- [12] P. F. M. Smulders and A. G. Wagemans: “Wideband Indoor Radio Propagation Measurements at 58 GHz”, *Electron. Lett.*, **28**, 13, pp. 1270-1272 (June 1992).
- [13] 加藤 明人, 三浦 裕子, 真鍋 武嗣, 井原俊夫: “60GHz帯ミリ波を用いた100Mbps高速屋内デジタル無線伝送実験”, 信学技報, RCS95-85 (1995-10).
- [14] A. Kajiwara: “Indoor Propagation Measurements at 94 GHz”, in *Proc. IEEE Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'95)*, pp. 1026-1030 (Oct. 1995).
- [15] G. T. Nguyen, R. H. Katz, B. Noble, and M. Satyanarayanan: “A Trace-Based Approach for Modeling Wireless Channel Behavior”, in *Proc. Winter Simulation Conference* (Dec. 1996).
- [16] M. B. Pursley and S. D. Sandberg: “Variable-Rate Coding for Meteor-Burst Communications”, *IEEE Trans. Commun.*, **37**, 11, pp. 1105-1112 (Nov. 1989).
- [17] 佐藤 嬉珍, 相河 聡: “マルチメディア無線通信における符号化率可変制御方式”, 信学技報, RCS94-12 (1994-05).
- [18] D. Moore, et al.: “Variable Rate Error Control for Wireless ATM Networks”, in *Proc. IEEE Intern. Conf. on Commun. (ICC'95)*, pp. 988-992, Seattle, WA (June 1995).
- [19] G. Benelli, et al.: “Error Recovery for ATM Transmission over Wireless Channels”, *Electron. Lett.*, **31**, 16, pp. 1325-1326 (Aug. 1995).
- [20] S. Yajnik, et al.: “Adaptive Coding for Packetized Data in Wireless Networks”, in *Proc. 6th IEEE Intern. Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications (PIMRC'95)*, pp. 338-342, Toronto, Canada (Sept. 1995).
- [21] 大槻 信也, 三瓶 政一, 森永 規彦: “変調多値数可変適応変調方式の伝送特性”, 信学論 (B-II), **J78-B-II**, 6, pp. 435-444 (June 1995).

- 
- [22] 鈴木 敬, 三瓶 政一, 森永 規彦: “適応変調方式における伝搬路特性推定方式”, 信学技報, RCS94-65, pp. 37-42 (Sept. 1994).
- [23] J. Hagenauer, et al.: “Rate-Compatible Punctured Convolutional Codes (RCPC Codes) and their Applications”, *IEEE Trans. Commun.*, **36**, 4, pp. 389-400 (Apr. 1988).

## 第 8 章



### 結論

本論文は、メディア統合無線通信の実現に向けて、マルチプルアクセス技術・多重化技術・誤り制御技術等の無線アクセス技術について論じたものである。ここでは、本論文の主たる成果についてまとめ、次いで今後の課題と展望について述べ、全体を総括する。

## 8.1 本論文の主たる成果

本論文では、マルチメディア無線通信の実現を最終目標に、メディア統合無線アクセスアーキテクチャを構成するマルチプルアクセス技術・多重化技術・誤り制御技術等の無線アクセス技術のあり方を探求した。具体的には、

- ABR (Available Bit Rate) トラヒックに対する無線資源割当手法
- VBR (Variable Bit Rate) トラヒックに対する無線資源割当手法
- 上下リンク非対称トラヒックに対する適応多重化手法
- エラー状態時変チャンネルに対する適応誤り制御手法

に関する検討を行なった。以下、本論文の構成に沿いながら各項目を要約する。

メディア種別ごとにトラヒック特性やサービス品質 (QoS) 要求条件の異なるマルチメディア環境においては、メディア種別ごとに異なるマルチプルアクセス手法を適用することが効果的である。このような観点から、第 3 章と第 4 章では、ABR メッセージに対するマルチプルアクセス手法、言い換えれば無線資源割当手法について論じた。非即時性を特徴とする各メッセージソースに対して無線資源を割り当てるスケジューリングアルゴリズムを検討する際には、無線資源の利用効率や、各トラヒックソースが享受するスループットおよびその公平性が評価指標となる。第 3 章では、これらの指標に基づき、First-In First-Out 型および Round Robin 型アルゴリズムの特性を計算機シミュレーションにより評価し、Round Robin 型が総合的に良特性であることを明らかにした。続く第 4 章では、これらの発展型として、送信前にメッセージサイズが既知であるメッセージに対する無線資源分配アルゴリズムを示した。メッセージサイズ情報を利用することで特性改善が可能であることを明らかにした。

第 5 章では、リアルタイム VBR トラヒックに対する無線資源割当手法について論じた。まずはじめに、VBR トラヒックを無線伝送する際の問題点を明らかにした。続いて、無線伝送には VBR 情報の階層符号化、すなわち情報をその重要度に応じて分類した上で符号化することが有効であることを示した。次いで、階層符号化 VBR トラヒックを伝送するための階層的伝送手法を示した。最後に、H.261 ベースの 2 階層映像符号化を施した可変レート映像情報を用いて、提案手法の特性評価を行なった。従来の固定レート映像伝送と比較して、受信映像の品質を許容値に保ちつつ、無線資源の利用効率が向上することを確認した。

第 6 章では、アップリンク/ダウンリンク間の非対称トラヒックと多重化手法について論じた。まず、将来の増加が予測される非対称トラヒックに着目し、その形態を分類整理するとともに、多重化する際の問題点を明らかにした。続いて、時分割多重において、両リンク間の仮想的パーティションを各リンクの伝送要求数に応じて適応的に移動させることにより、非対称トラヒックを効率的に多重化す

る手法を示した。計算機シミュレーションによる評価を行ない、従来の固定パーティションと比較して、非対称トラフィックのスループットが向上することを確認し、本手法が有効であることを確認した。

第 7 章では、将来のメディア統合無線アクセスアーキテクチャを構築する際に考慮すべき問題として無線チャンネル状態の時変性に焦点を当て、変動する無線チャンネルの状態に対する適応的な誤り制御方式を 2 つ検討した。前半では、高速伝送環境で顕著になるパケットレベルのバーストエラーに着目し、エラー状態に応じた無線リソーススケジューリングを行なう手法を示した。適応的なスケジューリングを行なうことで、SR-ARQ のみの場合に比べて特性が改善されることを確認した。後半では、チャンネルの BER に応じて訂正能力の異なる FEC を適用する手法を示した。チャンネル状態推定精度と推定に要する時間とがある一定範囲内であれば、スループットが向上することを確認した。



---

## ■ ■ ■ 発表論文 ■ ■ ■

### ■ 学会誌論文

- [1] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: "Size-Based Resource Scheduling for Wireless Message Transport", *IEICE Trans. Commun.*, (accepted) .
- [2] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "メディア統合型無線アクセスにおけるメッセージリソース割当手法", 信学論 (B-II), (条件付採録) .

### ■ 国際会議

- [3] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: "Performance analysis of microcellular mobile communication systems", in *Proc. IEEE Vehicular Technology Conference (VTC'94)*, pp. 1829-1833, Stockholm, Sweden, Jun. 1994.
- [4] M. Inoue, H. Morikawa, and M. Mizumachi: "A new duplex method for integrated voice/data wireless communications", in *Proc. 4th IEEE International Conf. on Universal Personal Communications (ICUPC'95)*, pp. 888-892, Tokyo, Japan, Nov. 1995.
- [5] M. Inoue, H. Morikawa, M. Hatori, and M. Mizumachi: "Resource allocation schemes for ABR traffic in wireless ATM networks", in *Proc. 2nd International Workshop on Multi-dimensional Mobile Commun. (MDMC'96)*, pp. 700-704, Seoul, Korea, July 1996.
- [6] H. Morikawa, M. Inoue, T. Hayashi, M. Hatori, and M. Mizumachi: "Prioritized transport of real-time VBR traffic in wireless ATM networks", in *Proc. 2nd International Workshop on Multi-dimensional Mobile Commun. (MDMC'96)*, pp. 814-818, Seoul, Korea, July 1996.
- [7] M. Inoue, H. Morikawa, M. Hatori, and M. Mizumachi: "ABR message transfer schemes in wireless ATM networks", in *Proc. 7th International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Communications (PIMRC'96)*, pp. 608-612, Taiwan, ROC, Oct. 1996.
- [8] H. Morikawa, M. Inoue, T. Hayashi, M. Hatori, and M. Mizumachi: "Prioritized Wireless Access Protocols for Real-time VBR Traffic", in *Proc. 7th International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Communications (PIMRC'96)*, pp. 918-922, Taiwan, ROC, Oct. 1996.

- 
- [9] M. Inoue, H. Morikawa, M. Hatori, and M. Mizumachi: "Resource allocation schemes for non-real-time burst traffic in wireless ATM networks", in *Proc. IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM'96)*, pp. 1984-1990, London, UK, Nov. 1996.

## ■ 学会研究会

- [10] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "マイクロセル移動通信における通信トラヒックの理論的解析", 第 16 回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'93), pp. 661-664, Oct. 1993.
- [11] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "マイクロセルの最適システム構成に関する検討", 信学技報, RCS94-34, pp. 43-48, June 1994.
- [12] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "マイクロセル移動通信における高速移動端末の収容と その代償", 第 17 回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'94), pp. 591-594 Dec. 1994.
- [13] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "統合無線通信に向けたアクセス制御手法", 第 18 回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'95), pp. 613-616, Oct. 1995.
- [14] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "無線 ATM における非即時データのリソース管理手法", 信学技報, RCS95-139, pp. 103-110, Jan. 1996.
- [15] 井上 真杉, 小野田 浩平, 森川 博之, 水町 守志: "無線 ATM におけるバースト長情報を用いる非即時データのリソース管理手法", 信学技報, RCS95-167, pp. 61-66, Feb. 1996.
- [16] 林 崇文, 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "パケット TDMA における可変レートデータ伝送の一方式", 信学技報, RCS95-165, pp. 49-54, Feb. 1996.
- [17] M. Inoue, H. Morikawa, M. Hatori, and M. Mizumachi: "Message Size-Based Resource Scheduling Algorithms for Integrated Wireless Transport Architecture", ユニバーサルパーソナル通信基礎研究会, pp. 53-60, Oct./Nov. 1996.

## ■ 国内大会

- [18] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "マイクロセルのトラヒック解析に関する基礎検討", 平 5 年信学秋全大, B-284, Sept. 1993.
- [19] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: "マイクロセル移動通信におけるフェージングと劣化率を考慮した周波数繰り返し距離について", 平 6 年信学春全大, B-450, Mar. 1994.

- 
- [20] 土屋 互, 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “逐次的 CI balancing を用いるダイナミックチャネル割り当て法”, 1994 信学秋大, SB-4-5, Sept. 1994.
- [21] 井坂 元彦, 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “マイクロセル環境での CDMA の通信品質”, 1994 信学秋大, B-303, Sept. 1994.
- [22] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “マイクロセル移動通信のトラヒック解析とシミュレーション”, 平7年信学総合大会, B-368, Mar. 1995.
- [23] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “統合データ無線伝送に向けたアクセス多重化法”, 平7年信学ソサイエティ大会, B-300, Sept. 1995.
- [24] 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “可変パーティショニングによる非対称バーストトラヒック多重化法”, 平8年信学総合大会, B-352, Mar. 1996.
- [25] 小野田 浩平, 井上 真杉, 森川 博之, 水町 守志: “バースト長に基づいた非即時データのリソース割当手法”, 平8年信学総合大会, B-353, Mar. 1996.
- [26] 井上 真杉, 森川 博之, 羽鳥 光俊: “バーストエラーチャネルにおける無線リソーススケジューリング”, 平9年信学総合大会, B-160, Mar. 1997.
- [27] 吉村 健, 井上 真杉, 森川 博之: “時変無線伝送路における適応誤り制御方式”, 平9年信学総合大会, B-122, Mar. 1997.
- [28] 小林 繁肇, 吉村 健, 井上 真杉, 森川 博之: “無線環境における階層映像伝送手法”, 平9年信学総合大会 B-201, Mar. 1997.

■■■■ 謝 辞 ■■■■

終りに臨み、本研究を通じて終始御指導を賜った羽鳥 光俊 教授ならびに水町 守志 教授（現在、名誉教授）に深甚なる謝意を表します。また、研究に際して日頃から有益な御助言を頂くと同時に、生活面においても種々の御教示を頂きました森川 博之 講師に深く感謝の意を表します。

その他、渡邊 廣次 助手をはじめとする水町・森川研究室の諸先輩・後輩の方々には、研究活動を進めるにあたって数々の便宜を図って頂きました。ここに深く感謝致します。最後に、これまでの研究生活を物心両面から支援してくれた両親と友人に深く感謝の意を表します。

1996 年 12 月 20 日