Title	移動通信におけるディジタル情報伝送の高品質化に関する研究
Author(s)	田中, 宏和
Citation	大阪大学, 2001, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/1974
rights	
Note	

移動通信におけるディジタル情報伝送の高品質化に関する研究

2001 年 1 月

田 中 宏 和

謝　辞

本論文は、大阪大学大学院工学研究科教授森永規彦博士の御指導のもとに、筆者が株式会社東芝に在職中に行った研究成果をまとめたものである。本研究を遂行するにあたり一貫して直接の懇篤なる御指導、御鞭撻を賜りました森永規彦教授に衷心より謝恩の意を表します。

本論文をまとめるに際し、大阪大学大学院工学研究科教授小牧省三博士に懇切丁寧なる御教示、御助言を賜りました。ここに深く感謝の意を表します。

大阪大学在学中より通信工学全般および本研究に関して御指導、御教示を賜った大阪大学大学院教授前田肇博士、同教授塩沢俊之博士、同教授池田博昌博士（現在東京情報大学教授）、同教授北山研一博士、同教授河崎善一郎博士ならびに大阪大学産業科学研究所教授元田浩博士に厚く感謝申し上げます。

また、大阪大学大学院工学研究科助教授塚本勝俊博士には筆者が大阪大学在学中、株式会社東芝在職中を通じて、卒業研究をはじめ本研究に至るまで熱心な御教示と熱意溢れる御激励を頂きました。ここに深く感謝の意を表します。

本研究に関し、折にふれて有益な御助言、御討論、御激励を頂きました大阪大学大学院工学研究科助教授三瓶政一博士、同助教授原晋介博士、同助手宮本伸一博士ならびに奈良先端科学技術大学院大学助教授岡田実博士に衷心より感謝申し上げます。

本研究の途上、熱心な御討論と有益な御助言、御協力を頂きました岡山県立大学情報工学部助教授榊原勝己博士、ワイ・アール・ピー移動通信基盤技術研究所主任研究員山崎彰一郎博士（現在株式会社東芝モバイルコンピューティング＆コミュニケーション開発センター主務）に深謝いたします。また、株式会社東芝研究開発センター松嶋智子博士（現在職業能力開発総合大学校情報工学科講師）には筆者が株式会社東芝入社当時の直接指導者として御指導頂き、さらに本研究に関して貴重な機会と熱心な御教示を頂きました。ここに深く感謝いたします。

本研究を遂行するに当たり、貴重な機会と御激励を頂きました株式会社東芝情報・通信システム技術研究所所長鈴木秀夫氏（現在東芝デジタルメディアエンジニアリング株式会社取締役）、同グループ長南重信氏（現在株式会社東芝コーポレート事業開発センターグループ長）、同主査高橋英博氏（現在株式会社東芝モバイルコンピューティング＆コミュニケーション開発センター主幹）、同主査石部学氏（株式会社東芝モバイルコンピューティング＆コミュニケーション開発センター部長）に厚く御礼申し上げます。

最後に本研究の完成まで著者を励まし続けてくれた妻に感謝します。

内容梗概

本論文は、著者が株式会社東芝に在職中に行った移動通信におけるディジタル情報伝送の高品質化に関する研究をまとめたものであり、以下の５章で構成される。

第１章は序論であり、ディジタル移動通信において高品質の情報伝送を実現するに当たって考慮しなければならない伝送路特性やシステム設計要因に触れると共に、特に本論文で取り扱う、符号化変調方式、自動再送要求(ARQ)、マルチメディア多重化方式などのこれまでの研究状況について述べ、本論文の目的と意義について記す。

第２章では、帯域の拡大を許容したトレリス符号化変調(TCM)方式を提案し、その特性解析を行う。TCM 方式は一般にセットパーティショニングによるマッピングを行い、符号化に必要な冗長成分を信号点多値数に転換する方式であるが、ここでは符号化による冗長成分を信号点多値数に転換するのではなく、帯域の拡大に割り当てる Symbol-rate-increased(SRI) TCM 方式について考える。SRI TCM 方式は、従来の TCM 方式に比べて簡単な回路を追加するだけでいっそう大きな符号化利得が得られる一方で、帯域拡大率が変調多値数によって一意的に定まるという特徴がある。そこで SRI TCM 方式を一般化することにより、帯域拡大率を比較的自由に設定することが可能な方式、シンボルレート可変 TCM 方式を提案し、帯域拡大率と符号化利得の関係を明らかにすると共に、加法性白色ガウス雑音(AWGN)伝送路およびレイリーフェージング伝送路上における誤り率特性の評価を理論解析と計算機シミュレーションにより行う。

第３章では、受信バッファサイズを有限にした Selective-Repeat(SR)方式によるハイブリッド ARQ のフェージング伝送路に対する特性を解析する。受信バッファサイズを有限にした SR ARQ としてモード切替型 ARQ が良く知られているが、SR と組み合わせるモードによってロジックの複雑度およびスループット特性が異なる。ここでは、送信バッファに蓄えられた誤りのあるブロックを順番に繰り返し送信する Multicopy(MC)モードを提案し、SR+MC 方式の AWGN 伝送路上での ARQ のスループット特性を解析すると共に、Round-Trip-Delay(RTD)とスループットの関係を明らかにする。さらに、Reed-Solomon(RS)符号を用いた Type-I ハイブリッド ARQ のフェージング伝送路における特性解析結果を示す。

第４章では、画像・音声・データなどを１つのパケットで伝送するマルチメディア多重化方式の誤り訂正方式を提案しその性能について示す。ここでは、ITU-T 標準のマルチメディア多重化方式 H.223 を元に、画像やデータ等のストリームを短縮化 RS 符号とオプションの ARQ を利用して、伝送路の状態およびサービス品質(QoS)などに応じて保護の強さを選択できる方式を提案する。MPEG-4 画像に本方式を用いて多重化したパケットのフェージング伝送路上での特性を計算機シミュレーションにより評価する。

第５章は結論であり、本論文で得られた結果を総括すると共に、今後の課題などについて述べる。

目 次

第1章
序　論

1.1 研究の背景と目的

現在、携帯電話をはじめとする移動通信システムの需要が急速に拡大している。それに伴い、携帯電話システムも従来のアナログシステム（第1世代システム）からディジタルシステム（第2世代システム）へと発展することで、加入者容量を増大させてきた [1]-[2]。これらのシステムでは音声伝送が中心で、第2世代システムになってFAXや低速のデータ伝送も実用化されるようになった [1]。移動通信システムは今後更に進歩し、International Mobile Telecommunications (IMT) -2000 に代表される第3世代システムによって、スムーズなインターネット接続等ができる高速のデータ伝送や、動画像伝送が可能となる [1],[3]-[6]。第2世代システムでは 9.6kbps (一部のパケット通信でも 64kbps が上限)だったが、IMT-2000 では 384kbps のサービスが可能となる。図 1.1 に世界の主な携帯電話システムの発展の流れを示す。図 1.1 にもあるように、日本は次のステップとして第3世代システムに移行することになるが、欧州では第 2.5 世代と呼ばれる GSM phase 2+が次のステップとなる。この GSM phase 2+システムでは General Packet Radio Service (GPRS)と呼ばれる既存のGSM網を拡張したパケット通信によるデータ通信サービスが提供される[1],[7]-[9]。Internet Protocol (IP)と X.25 をサポートし、サービス開始当初は 115.2kbps の通信サービスが可能となる。また、GSM phase 2+システムでは GPRS と並んで High-Speed Circuit-Switched Data (HSCSD)と呼ばれる最大 57.6kbps の回線交換型データ通信サービスも提供される。一方、米国でも TDMA 方式の IS-136 システムは IS-136 Revolution B と呼ばれる第 2.5 世代システムが次のステップとなり、43.2kbps のパケット通信によるデータ通信サービスが提供される[1],[7]。CDMA 方式の cdmaOne は今後 IMT-2000 準拠の cdma2000 に移行する予定である。第3世代システムは大きく分けて3方式に分類できる。2つは CDMA 方式で、日本及び欧州がIMT-2000の方式として提案しているW-CDMA方式と米国が提案している cdma2000、そして3つ目は 2.5 世代システムの GSM phase 2+と IS-136 Revolution B が統合

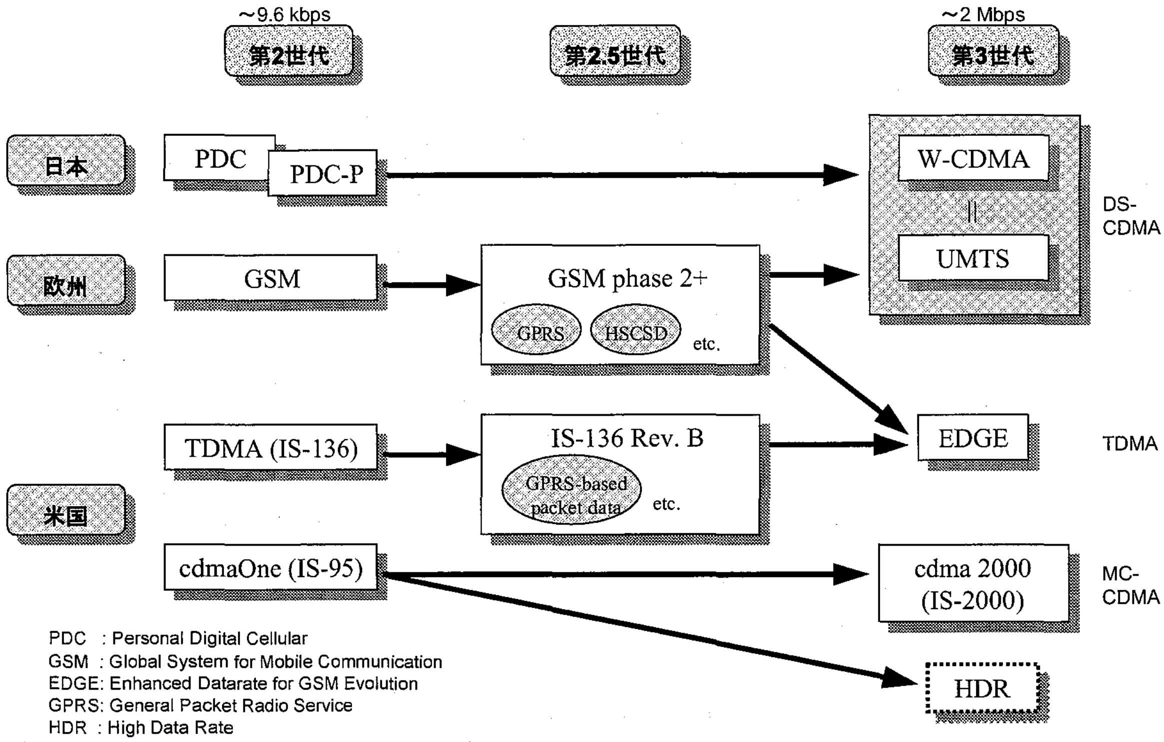


図 1.1 世界の主な携帯電話システムとその発展の過程 [1],[3]

された新しい TDMA 方式の Enhanced Data Rates for GSM Evolution (EDGE)である[1],[4],[5],[10]-[12]。

また、ディジタル・コードレス電話システムも携帯電話システムと並んで主要な移動通信システムの１つである。表 1.1 に世界の主なディジタル・コードレス電話システムの仕様を示す。ディジタル・コードレス電話システムは、自動車や電車内では使用できない等、携帯電話システムに比べて不利な点がいくつかあるものの、低消費電力、高い音声品質、高速ディジタル通信が可能といった利点も備えており、中でも PHS は 1995 年のサービス開始以来、約 2 年間で 700 万加入を確保するなど著しい伸びを示した。PHS は音声だけでなく、データ伝送などの非音声サービスの無線アクセス手段としても期待されている。1997 年に 32kbps のディジタル・ベアラサービスを開始し、現在は 64kbps サービスが行われている。この 64kbps サービスを利用すれば、例えば ISDN サービスや良質の動画伝送も可能となる。更に次のフェーズとして高速無線パケットサービスも検討されている[13]。

このように、これからの移動通信ネットワークでは、音声はもとより動画像や高速データの伝送が可能となるため、インターネット接続やビデオ・音楽配信、テレビ電話サービスといったモバイル・マルチメディアへの関心が益々高まることが予想され、それに伴いこれまで以上にディジタル情報伝送の高品質化技術が必要不可欠となる。

表 1.1 世界の主なディジタル･コードレス電話システムの比較[1]

	CT2	CT2+	DECT	PHS
サービス地域	欧州	カナダ	欧州	日本
Duplexing	TDD	TDD	TDD	TDD
Frequency band (MHz)	864-868	944-948	1880-1900	1895-1918
Carrier spacing (kHz)	100	100	1728	300
Number of carriers	40	40	10	77
Bearer channels/carrier	1	1	12	4
Bit rate (kbps)	72	72	1152	384
Modulation	GFSK	GFSK	GFSK	$\pi/4$ DQPSK
Speech coding	ADPCM 32kbps	ADPCM 32kbps	ADPCM 32kbps	ADPCM 32kbps
Mean TX power (mW)	5	5	10	10
Peak TX power (mW)	10	10	250	80
Frame duration (ms)	2	2	10	5

一方でモバイル・マルチメディアシステムの設計においては、その伝送品質を劣化させる様々な外乱要因を考慮する必要がある。中でもフェージングは最も対策を必要とする要因の1つである。また同時に、加入者容量、伝送される情報量の増大に伴い、周波数利用効率の向上を図る方法や、効率の良いデータ伝送プロトコル、そして音声・画像・データと言った、QoS がそれぞれ異なるメディアに対して、適切に誤り保護をかける技術も必要となる。そこで本論文では、これらの課題を解決する技術として、符号化変調方式、自動再送要求（ARQ: Automatic Repeat reQuest)、マルチメディア多重化方式を取りあげ、それぞれ以下の検討を行うことを研究の目的とする。

1. フェージング環境下で、高い符号化利得、高い周波数利用効率が得られる符号化変調方式を提案し、その性能を解析する。
2. 簡単なプロトコル且つ小さいバッファサイズで実現でき、伝送路状態の悪いところでも高いスループットが得られる ARQ を提案し、フェージング伝送路上での Hybrid ARQ の特性を解析する。
3. 音声・画像・データ等の異なる QoS に対応できるマルチメディア多重化方式に適した誤り訂正方式を提案し、そのフェージング伝送路上での特性を示す。

次にこれら３つの個々の技術に関して、従来の研究について概括し、本研究の占める位置と意義を明らかにしていく。

1.1.1 符号化変調方式

そもそも符号化と変調を一体化することによってディジタル通信システムの特性の改善を図るというアイデアは 1972 年に今井・平川によって初めて提案された[14]。同時期に海外では 1974 年に Massey によって同様の概念[15]が提案され、Ungerboeck はこの考え方の具体的な手法、すなわち、セット・パーティショニングによるマッピングを行い、符号化に必要な冗長成分を信号点多値数に転換する方法を示し、トレリス符号化変調（TCM）方式として 1976 年に発表した[16]。そして TCM 方式を世界的なコンセンサスにまで高めたのは 1982 年に発表された Ungerboeck の論文である[17]。その後多くの研究者によって符号化変調方式に関する研究が活性化することになる。Calderbank、Mazo は変調出力を符号化器入力ビットの積の級数展開として表現する新しい表現法を紹介した[18]。また、Ungerboeck の 2 次元 TCM 方式を多次元 TCM 方式に拡張する研究が Calderbank、Sloane、Wei らによって行われた[19]-[22]。

TCM 方式の研究は当初は加法性白色ガウス雑音（AWGN: Additive White Gausian Noise）伝送路における研究を主としていた。しかし、TCM 方式は帯域を拡大することなく高い符号化利得を得ることができるため、帯域制限の厳しい移動通信に適しており、フェージング伝送路に TCM 方式を応用する研究も活発に行われようになった。Wilson、Leung 及び Divsalar、Simon はフェージング伝送路に TCM 方式を適用する際は十分なダイバーシチが必要であることを指摘している[23],[24]。Divsalar、Simon は Chernoff bound を用いたライス・フェージング伝送路上での TCM 方式の特性を文献[25]で解析により示し、フェージング伝送路上での符号設計基準を文献[24]で明らかにしている。文献[24]の中で、Divsalar らはフェージング伝送路上での復号誤り特性は AWGN 伝送路で重要なパラメータであったトレリスの自由ユークリッド距離ではなく、最短エラーイベントパスの長さ（符号の有効長）とブランチ距離の積によって決定されること、そしてこれらをパラメータとして決定したトレリス符号が必ずしも最大の自由ユークリッド距離を有するとは限らないということを明らかにした。これは、これまで AWGN 伝送路上の符号設計基準として用いられてきたユークリッド距離がフェージング伝送路上では必ずしも設計基準とならないということを示したという点で注目すべき成果である。更に Divsalar らはこれらの結果をもとに Multiple Trellis Coded Modulation (MTCM)方式のフェージング伝送路に適した設計方法についても検討している[26]。また、Wilson, Schegel, Costello, Jamali, Le-Ngnoc, Du, Vacetic 等多くの研究者がこの最短エラーイベントパスの長さとブランチ距離の積に基くフェージング伝送路に適した TCM 方式の研究を行っている[23],[27]-[29]。例えば Schegel, Costello らは、符号化率 2/3 の 8PSK について、systematic 畳み込み符号による具体的な最適符号の探索を行い、8 状態、16 状態の最適符号は Ungerboeck 符号と同じであること、32 状態以上の最適符号では Ungerboeck 符号よりも自由ユークリッド距離が小さいことを明らかにしている[27]。また、フェージング伝送路上での、より厳密な特性解析を行うための研究も精力的になされている。例えば、Cavers, Ho によってレイリー・フェージング伝送路上の正確

なペアワイズ誤り率の導出を元にした特性解析が行われている[30]。McKay らはフェージング上における TCM 方式の BER の下界と上界の改善を行っている[31]。また、伝送路状態情報（CSI: Channel State Information）を用いたレイリー・フェージング伝送路におけるタイトなペアワイズ誤り率及び BER の上界、下界を Chernoff bound の解析と同程度の簡単さで求める手法が Slimane,Le-Ngoc によって紹介されている[32]。

一方で実現性の点から考慮すると、Ungerboeck が提案した TCM 方式は周波数利用効率の低下は防げるが、信号点多値数の増加に伴う隣接信号点間の平均距離が等価的に減少する。すなわち 2^m PSK/QAM に Ungerboeck の提案したトレリス符号化変調方式を採用した場合、TC-2^{m+1} PSK/QAM となる。これはモデム設計時に信号点の多値化に伴う雑音マージンが低下するため回路各部に要求される条件が厳しくなり、特に移動通信システムにおいてはフェージングによって受信信号レベルが変動するため、非常に大きな問題となる。

この問題を解決するための有力な手段として Symbol-rate-increased (SRI) TCM† 方式[33]-[35]が注目されている。SRI TCM 方式は冗長成分を信号点多値数に転換するのではなく、信号の帯域拡大に割り当てるため、変調多値数が増加をしないので、信号点の多値化に伴う雑音マージンが低下を抑えることができる上、従来のトレリス符号化変調方式に比べて簡単な回路を追加するだけでいっそう大きな符号化利得が得られる。一方で、SRI TCM 方式は高い符号化利得が得られる反面、変調信号の多値数によって帯域拡大率が一意に定まり、一般に 2^mPSK/QAM に SRI TCM 方式を適用した場合、帯域拡大率は $m/(m-1)$となる。SRI TCM 方式の移動通信システムへの適用を考えるとき、変調方式としては EDGE 等にも用いられている 8PSK や 16PSK/QAM 等への適用が一般的であると考えられる。従って、そのままこれらの変調方式に用ると帯域拡大率は 16 PSK/QAM で 4/3(133.3%)、8 PSK で 3/2 (150%)と非常に大きくなってしまい、システム設計の観点からは帯域拡大率をできるだけ小さく、かつ所望の特性が得られることが望ましい。そこで、本研究では、SRI TCM 方式を一般化することで、帯域拡大率及び周波数利用効率を比較的自由に設定できる方式を提案し、その有効性を理論解析及び計算機シミュレーションにより明らかにする。

1.1.2 ARQ

ARQ は誤り訂正符号(FEC: Forward Error Correction)と並んで代表的な誤り制御方式の 1 つであり、ディジタル・データ通信システムにおいては、その高い信頼性を確保する手段の 1 つとして広く採用されている[36],[37]。IMT-2000 システム等においても、高品質のデータ伝送方式の実現には必要不可欠の技術である。

基本となる ARQ プロトコルは大きく分けて Stop-And-Wait (SAW)、Go-Back-N (GBN)、

---

† この方式は、例えば文献[34]では Symbol-rate-increased TCM, 文献[35]では Signal POints Reduced Trellis (SPORT) coded modulation と、異なる2つの名前で呼ばれている。本論文では、表現を統一して Symbol-rate-increased TCM を用いることとする。

Selective-Repeat（SR）の３つに分類される。SAW プロトコルは１つのブロックが送信されると受信側からの応答があるまで送信は停止される。ACK が送られてきたら次のブロックが送信され、NAK が送られてきた場合には、もう一度同じブロックが送信される。GBN プロトコルは受信側から送られてくる応答信号を待たずに連続的にブロックを送信し、受信側から NAK が送られてきたら、その時点で送信中のブロックが終了した後、誤りのあったブロックまで戻って再送する。この方式は伝送路の状態がよく、Round Trip Delay（RTD）が短いシステムにおいては非常に効率の良い方式であるが、伝送路の状態が悪く、RTD が長いシステムにおいては極端に効率が劣化する。SR プロトコルは 3 つのプロトコルの中で最も効率の良い方式で、受信側から NAK が送られてきたブロックのみ再送を行う。しかしこの方式は受信側では常時連続する順でブロックを受信するわけではないので、複雑な論理と受信側に膨大なバッファ（理論的には無限大）が必要という問題がある。

これまでにも上記 3 つの基本方式をベースに改良を行ったさまざまな方式が提案されている[38]-[43]。中でもよく知られている方式の１つに受信バッファサイズを有限にした SR ARQ としてモード切替型 ARQ がある。これは、最初は SR による伝送（SR モードと呼ぶ）を行い、同じ番号のブロックが所定の回数連続して誤ったときにもう１つのモードに切り替えることで、できるだけ SR による高い伝送効率を維持しながら有限のバッファサイズを実現する方法である。この方法では、SR モード以外のもう１つのモードの特性が方式全体の特性に大きな影響を与える。すなわち、もう１つのモードがスループット特性の優れた方式であれば理想的な SR プロトコルのスループット特性からの劣化が少なく高い特性を維持することが可能となる。また、そのモードが簡単なプロトコルであればあるほど、方式全体が簡単なプロトコルで実現できる。その最も代表的な方式は、以下に示す Miller、Lin が提案している３つのモード切替型 SR 方式である[42]。文献[42]ではこれら 3 つの方式のスループットを理論解析により求め、3 つの方式の特性及び複雑度を比較検討している。

SR+ST Scheme1

この方式は、SR モードと誤ったブロックを ACK が返るまで連続して送信する Stutter（ST）モードを組み合わせる方式で、SR モードで動作している時に、受信側で最初に誤りがあると判断されたブロックがν回の再送に対して全て NAK と送信側で判断された場合に、モードを SR から ST に切り替えて送信を行う。そして、誤ったブロックを連続的に送信し、ACK が送信側で受け取られれば、SR モードに戻って次のブロックを伝送する。

SR+ST Scheme 2

この方式は、SR モードと ST モードを組み合わせた SR+ST Scheme 1 に改良を加えて論理を簡単にした方式である。最初 SR モードで動作していて、この状態をいま flag not set（FNS）state と呼ぶ。そして、ある第 i 番目のブロックが 2 回連続して NAK となると、flag set（FS）state になる。FS state になると、最初に NAK となった第 i 番目のブロックを連続的（ST モード）に、ACK となるまで送信する。その後第 i 番目のブロックの次に NAK と

なったブロックについて同じように ACK となるまで連続的に送信する。そして送信バッファ内にある全ての再送ブロックが ACK となれば再び SR モード（FNS state）に戻る。SR+ST Scheme 1 は送信バッファ内にある NAK となったブロックについて、各再送ブロックが何回目の NAK であるかによってそれぞれ再送するモードが異なるため各ブロックの再送回数を常に監視しておく必要がある。これに対して SR+ST Scheme 2 は送信バッファ内にある NAK となったブロックに対して全て同じモード（SR 或いは ST）で再送されるため第 i 番目のブロックの再送回数のみカウントしておくだけでよいので、SR+ST Scheme 1 に比べて簡単な論理で実現することができる。但しバッファのオーバーフローを防ぐためバッファサイズは $2N$ 個分必要となる。

<u>SR+GBN Scheme</u>

この方式は、SR モードで動作している時に、受信側で最初に誤りがあると判断されたブロックが ν 回の再送に対して全て NAK と送信側で判断された場合に、モードを SR から GBN に切り替えて送信を行う。そして上記の最初に誤りがあると判断されたブロックが、送信側で ACK と判断されれば再び SR モードに戻って伝送を行う。

これら 3 つの方式は同じ受信バッファサイズの下で比較すると、スループット特性が優れた方式ほど論理が複雑になるという傾向があり、SR+GBN Scheme、SR+ST Scheme 1、SR+ST Scheme 2 の順で特性が良いが、 SR+ST Scheme 2 、SR+ST Scheme 1、SR+GBN Scheme の順に簡単な論理で実現できる。RTD を N としたときの上記 3 方式の比較を SR、GBN 方式と共に表 1.2 に示す。

また、フェージング伝送路等の誤りの多い伝送路上で ARQ を用いると、再送ブロックの数が多くなり、スループットが非常に劣化することがよくある。そこで、スループットを改善する有力な手段の 1 つとして、ARQ と誤り訂正符号を組み合わせた Hybid ARQ がある。Hybrid ARQ には主として Type-I Hybrid ARQ と Type-II Hybrid ARQ の 2 種類が広く知られている。Type-I ARQ は情報系列を誤り訂正符号によって符号化したブロックを常に送信する方法で、伝送路誤りが大きい場合は誤り訂正符号の効果によって ARQ のみの場合に比べて高いスループットを得ることができる反面、伝送路誤りが小さい場合は ARQ のみの場合に比べてスループット特性が下がるという特徴がある。Wicker は誤り訂正符号に RS 符号を用いた Type-I Hybrid ARQ を移動通信に適用したときの特性について検討している[44],[45]。文献[44]では、RS 符号の各符号語の中で発生する誤りの数の変動を最小限にするために、フェージングによる伝送路の誤りの変動をシンボルインターリーブによって平均化している。更に RS 符号の誤り訂正能力の範囲内で、訂正させるシンボル数を変化させて、ブロック内の残留誤り率及びスループット特性を理論解析とシミュレーションにより比較検討している。文献[44]では更に検討を深めて、ビットインターリーブとシンボルインターリーブの違いによるスループット特性の比較検討、消失訂正を行ったときのスループットの理論解析による導出及びシミュレーションによる評価を行っている。また、Rasmussen, Wicker は TCM 方式と Type-I Hybrid SR ARQ を組み合わせた方式について、フ

表 1.2 モード切替型 ARQ の特性比較[42]

ARQ Scheme	Throughput (η)	Required Receiver Buffer Size	Relative Complexity of Tx/Rx Logic *;simplest ****;most complex
Ideal SR	P_c ‡	Infinite	Not Practical
SR+ST Scheme 1	$\dfrac{P_c}{1+NP_c(1-P_c)^{\nu+1}}$	$N(\nu+1)$	***
SR+ST Scheme 2	$\dfrac{P_c}{1+NP_c(1-P_c)^2+NP_c^2(1-P_c)P_{NN}}$ §	$2N$	**
SR+GBN Scheme	$\dfrac{P_c}{1+N(1-P_c)^{\nu+1}}$	$\nu(N+1)$	****
GBN	$\dfrac{P_c}{1+N(1-P_c)}$	1	*

ェージング伝送路上での特性を解析している[46],[47]。その他パンクチャド畳み込み符号を用いた Type-I Hybrid SR ARQ とダイバーシチを組み合わせた場合のスループット及び残留誤り率を求め、最大尤度比合成に基づくダイバーシチによる特性の改善効果ついても検討されている[48]。

これに対して、Type-II Hybrid ARQ は最初の送信ブロックは ARQ のみのときと同じく誤り検出機能のみを付加して伝送し、受信側でそのブロックに誤りが検出されたときそのブロックを一旦バッファに保存すると同時に送信側に対して NAK を送る。すると第 1 回目の再送ブロックには元のブロックの情報系列から生成された誤り訂正符号のパリティ系列が送信される。受信側では受け取った再送ブロックとバッファに保存されていた誤りのある最初のブロックを組み合わせて誤り訂正を行う。それでも誤りが訂正できない場合は送信側に対して NAK を送って 2 回目の再送を要求する。2 回目の再送ブロックは最初の送信ブロックのコピーでも或いは別のパリティでも良い。このパリティ系列を再送するという Type-II Hybrid ARQ は Metzner によって最初に提案された[49],[50]。Metzner の方式はその後様々な方式の修正や拡張が行われ、多くの研究成果が発表された[51]-[58]。このうち Lin,Yu の方式は誤り訂正符号に符号化率 1/2 のインバーティブル符号を用いる方式で、Type-II Hybrid ARQ の中でも最も注目すべき方式の 1 つである。符号化率 1/2 のインバーティブル符号は k bit の情報系列から生成される誤り訂正及び検出可能な $(2k,k)$ 符号で、k ビットのパリティ系列から逆操作を行うことで k ビットの情報系列を復元することが可能であると同時に、この符号のもつ誤り訂正能力以下の誤りに対しては誤り訂正も可能な符号

‡ P_c :ブロックが正しく受け取られる確率。

§ $P_{NN}=\sum_{j=0}^{N-1}\sum_{k=2j}^{2N-2}(-1)^j\cdot\binom{N}{j+1}\cdot\binom{2N-2-2j}{2N-2-k}(1-P_c)^{k+2}P_c^{\,2N-2-k}$

である[36]。この符号を適用することで、パリティ系列が再送されてきたときでも、そのブロックに誤りが無ければ、そのブロックだけから正しく情報系列を復元することができるようになる。また、バッファに蓄えられるブロックを1つに制限して最も新しい2つのブロックのみから誤り訂正するのではなく、過去に送られた全てのブロックをバッファに蓄積しておいて、それらを全て組み合わせて誤り訂正を行う Code Combining 法が Chase, Kallel らによって研究されている[59],[60]。文献[60]では畳み込み符号に対して Code Combining 法を適用したときの最適な符号の生成多項式を具体的に求めている。さらに Kallel はこの Code Combining 法を用いて Type-II Hybrid ARQ を一般化した Type-III Hybrid ARQ を提案している[61]。フェージング伝送路上での Type-II Hybrid ARQ の適用に関する研究では、例えば Eroz,Fuja によって MTCM と Type-II Hybrid ARQ を組み合わせた方式を陸上移動通信システムに適用したときの特性評価が行われている[62]。また、文献[63]では陸上移動通信システムとして GSM (PCS1900)に適用したときの畳み込み符号を用いた Type-II Hybrid ARQ の検討も行われている。ここでは伝送路を有限インターリーブによるブロック・レイリー・フェージング伝送路を仮定している。そしてスループット特性は理想的なインターリーブよりも優れていることを理論解析により評価している。その他、文献[64]では適応変調方式を用いたTDMA-TDD システムにType-II Hybrid ARQを適用したときの特性について検討されている。ここでは、まず無線マルチメディアサービスの1つであるデータ伝送について、高いスループットを確保する手段の1つとして適応変調方式と ARQ を組み合わせる方式を提案し Hybrid ARQ の具体的実現方法としてパンクチャド畳み込み符号を用いた Type-II Hybrid ARQ を取り上げて、スループットの改善効果を評価検討している。

モバイル・マルチメディアシステムに適した ARQ 方式としては、①端末の小型化が実現できること、②伝送路状態の悪いところでも高いスループットが得られることが要求される。そこで、本論文では、小さいバッファサイズかつ簡単な論理で実現できるモード切替型 SR ARQ 方式の提案を行う。そして AWGN 伝送路における特性解析を行うことで誤りの多い状態で特に高いスループットが得られる方式であることを明らかにする。次にフェージング対策として Type-I Hybrid ARQ を用いた場合の特性解析を行うことにより、フェージング伝送路上における提案方式の有効性を明らかにする。

1.1.3 マルチメディア多重化方式

マルチメディア多重化方式は一般に画像・音声・データ等を1つのパケットで伝送する方式で、MPEG-2 の Transport Stream(TS)などが衛星放送等で既に実用化されている。一方で移動通信システムでの動画像伝送の研究に関しては、主に動画像情報を直接物理レイヤにマッピングする方法が研究されている[65]-[71]。また、これらの研究の中では、ARQ を用いて誤った画像フレームを再送するアルゴリズムの提案や検討が多く行われている

[65]-[70]。例えば文献[65]では、リアルタイムの動画像符号化方式としてITU-T H.261を用いたCDMAシステムにおいて、伝送路状態が劣悪になるなど、ARQによる再送回数が増大すると送信側のARQバッファがオーバーフローする。その際、階層符号化された2種類の画像符号化器出力のうち、重要度の低い画像符号化系列を一部送信しないようにすることで、再送による遅延を少なくし、それでも間に合わない場合には画像符号化器の符号化レートを下げることで符号化情報量そのものを削減するように制御する方法を提案している。或いは再送による遅延を少なくするために伝送路状態に応じてH.263符号化の符号量制御と再送回数を制限したARQを組み合わせる方式も検討されている[68]。しかしながら、テレビ電話のようなリアルタイムで音声と動画像を同時に伝送するシステムにはマルチメディア多重化方式が必要不可欠な技術である。移動通信システムにおけるマルチメディア多重化方式として現在最も有力な方式の1つとして、ITU-T H.223 Annex A, B, Cがある[72]-[75]。これらの多重化方式は、回線交換型のマルチメディアシステム ITU-T H.324[76]を移動通信環境でも適用できるように拡張したH.324 Annex C（一般にH.324Mと呼ばれる）システムで用いられる多重化方式である。これは、「誤り耐性を強化したH.223 Annex A,B,C多重化方式を用いる移動端末は、ITU-T V.34モデムに置き換え可能な、どのような無線回線インターフェースを実装してもよい」等の例外事項を除いてH.324と同じである。H.324には制御プロトコル（H.245 [77]）、多重化（H.223 [78], H.223 Annex A, B, C）、画像（H.263 [79], MPEG-4 visual** [80]等）、音声（G.723.1 [81]等）を含む全てのシステムアーキテクチャが記述されている。H.223多重化方式は低ビットレートの画像と音声を多重化する最初の方式であると言うことができよう。そして、H.223 Annex A,B,Cも最初の移動通信用マルチメディア多重化方式である。このH.223 Annexに関連する検討もこれまでに多くなされている[82]-[88]。このうち、文献[82]-[85]はAnnex Bの多重化パケットヘッダにおける誤り保護方式に関する研究で、誤り訂正符号化された多重化パケットヘッダを複数に分割した後、多重化パケット内の複数カ所に離間して配置することで時間インターリーブ効果を利用した方式を提案している。特に文献[84]では、多重化パケットヘッダのヘッダ情報を符号化率1/2のインバーティブル符号を用いて符号化した後2つに分割し、多重化パケットの先頭と最後尾に離間して配置することで、先頭に配置されたヘッダ又は最後尾に配置されたヘッダのうちどちらか一方が正しく受信されれば元のヘッダ情報が復元できる仕組みになっている上、両方に誤りがあったとしても2つのヘッダを組み合わせて誤り訂正復号が可能な方法を提案している。

本論文では、バースト誤りに強く、小型実装が可能な多重化パケットのペイロード誤り訂正方式を提案し、そのフェージング伝送路上での特性を検討する。ペイロード誤り訂正方式は例えば画像ビットストリームやデータ系列そのものに対して独立に所望の強さの誤り訂正符号化を行うことでQoSの異なるメディアに対して最適な誤り保護をかける技術である。ペイロード誤り訂正方式としては、H.223 Annex Cが既に提案されているが、誤

** これ以降は特に断らない限りMPEG-4と略す。

り訂正符号として$r=1/4$、$K=5$の Rate Compatible Punctured Convolutional(RCPC)符号を用いている。この符号は畳み込み符号であるため、画像情報系列のような可変長の情報系列に対して符号化するのに適しているのと、パンクチャド符号化で伝送路状態に応じて符号化率を柔軟に設定できるという特徴がある。その反面、畳み込み符号はビット誤り訂正符号であるため、フェージング伝送路上で効果を出すには十分なインターリーブが必要となる。しかしながら、深いインターリーブは伝送遅延が問題となるため H.223 Annex C にオプションで規定されているインターリーブは伝送遅延を最小限に抑えた浅いものとなっている。また、実装面では MPEG-4 や H.263 等の画像符号化、H.223 多重化の殆どの処理はオクテット単位で処理されるのに対して、H.223 Annex C の RCPC 符号化・復号処理部分はビット単位で処理する必要があるため、この部分の処理速度の低下や回路規模の増大の原因になり得るという問題がある。本論文ではこれらの問題を解決するため、バースト誤りに強く、且つオクテット単位で処理が可能な $GF(2^8)$上の RS 符号を適用した誤り訂正方式を提案し、その原理とフェージング伝送路上における特性を明らかにすることで、その有効性を示す。

1.2 本論文の構成

本論文では以上に述べたモバイル・マルチメディアシステムにおける情報伝送の高品質化に関する３つの目的に添って行った研究成果をまとめたものであり、５章より構成される。

第１の目的については、第２章で帯域の拡大を比較的自由に設定可能なシンボルレート可変 TCM 方式を提案し、その特性を解析することで、改善効果を明らかにする。第２の目的については、第３章で SR+MC ARQ を提案する。その特性を解析し、他方式と比較検討することで、その有効性を明らかにする。第３の目的については、第４章で RS 符号を適用したマルチメディア多重化方式を提案し、従来方式との特性を比較検討することで提案方式による改善を示す。

第2章
シンボルレート可変
トレリス符号化変調(TCM)方式

2.1 緒言

Ungerboeck が提案した TCM 方式は、セット・パーティショニングによるマッピングを行い、符号化に必要な冗長成分を信号点多値数に転換することで、ディジタル通信システムの特性の改善を図ることが可能な方式である[17],[89]-[91]。この TCM 方式は符号化に伴う冗長成分による帯域の拡大がないため周波数利用効率の低下は防げるが、2^m PSK/QAM に TCM 方式を採用した場合、TC-2^{m+1} PSK/QAM となり信号点多値数の増加に伴う隣接信号点間の平均距離が等価的に減少する。すなわち、これはモデム設計時に信号点の多値化に伴う雑音マージンが低下するため、回路各部に要求される条件が厳しくなるという問題がある。例えば移動通信システムの場合、フェージングによる変動やアンプの非線形ひずみ等の影響が大きいため特に条件が厳しくなる。

この問題を解決するための有力な手段として SRI TCM 方式が提案されている。この方式は符号化による冗長成分を信号点多値数に転換するのではなく、信号の帯域拡大に割り当てるもので、従来の TCM 方式に比べて速度変換器等の簡単な回路を追加するだけでいっそう大きな符号化利得が得られる。SRI TCM 方式は高い符号化利得が得られる反面、速度変換に伴うシンボルレートの増加する割合、すなわち帯域拡大率が変調信号の多値数によって一意に定まる。一般に 2^m PSK/QAM に SRI TCM 方式を適用した場合、帯域拡大率は $m/(m-1)$ となる。移動通信システムのように 8PSK や 16PSK/QAM への適用を考えると、帯域拡大率は例えば 16 PSK/QAM で 4/3(133.3%)、8 PSK で 3/2 (150%)と大きくなってしまうため、システム設計の観点からは帯域拡大率をできるだけ小さく、かつ所望の特性が得られることが望ましい。

そこで、本論文では SRI TCM 方式を一般化することにより、変調方式に依存することなく帯域拡大率を比較的自由に設定することが可能となるシンボルレート可変 TCM 方式を

提案し、その性能について示す。**2.2** では、シンボルレート可変 TCM 方式の概要について説明し、その基本特性として 256QAM に適用したときの加法性白色ガウス雑音（AWGN）伝送路における誤り率特性を計算機シミュレーションにより示し、Ungerboeck の TCM 方式との特性比較を行う。更に本方式は帯域拡大率と符号化利得がトレードオフの関係にあることを定量的に示す。次に **2.3** では、Pragmatic TCM 方式[92]を適用したシンボルレート可変 TC-MPSK について、AWGN 伝送路およびレイリー・フェージング伝送路上における誤り率特性の評価を理論解析と計算機シミュレーションにより行う。

2.2 シンボルレート可変 TCM 方式の概要

2.2.1 シンボルレート可変 TCM 方式の構成

図 2.1 に提案方式のブロック構成図を示す。m ビットの入力信号系列（各 R bps）が速度変換器で m_1 ビットの信号系列（各 R_1 bps）と m_2 ビットの信号系列（各 R_2 bps）の 2 種類の異なる伝送速度の信号系列に変換される。
ここで、

$$m_1 R_1 + m_2 R_2 = mR \tag{2.1}$$

なる関係が成り立つ。
m_2 ビットの信号系列は直接マッピング装置に入力され、m_1 ビットの信号系列は符号化率

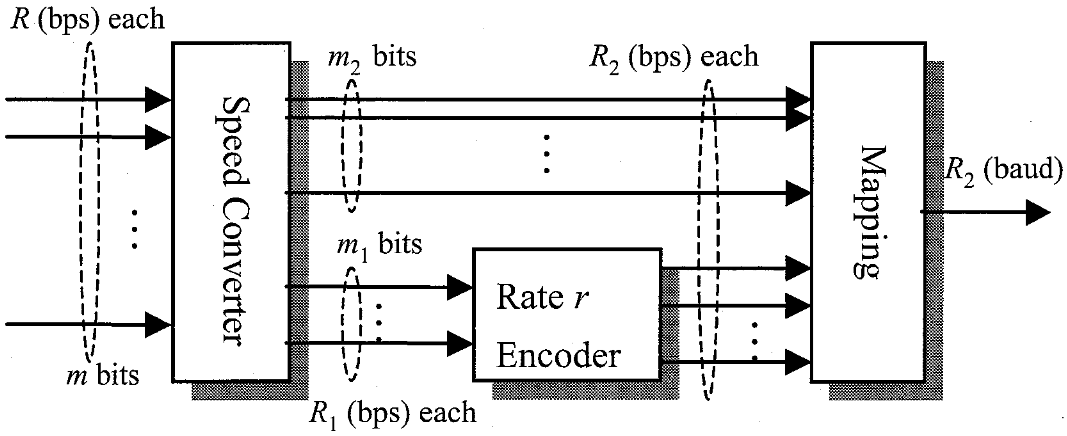


図 2.1　シンボルレート可変 TCM 方式の一般構成図

r のトレリス符号化器で符号化された後マッピング装置に入力される。ただし、符号化率 r は帯域拡大率が $m/(m\text{-}1)$ よりも小さくなるときには式(2.2)を、大きくなるときには式(2.3)を満足する。

$$\frac{m-m_2-1}{m-m_2}<r<1 \tag{2.2}$$

$$0<\frac{m-m_2-1}{m-m_2}<r \tag{2.3}$$

マッピング装置では m ビットの入力に対してセット・パーティショニングに基づき、2^m 値 PSK/QAM 信号へのマッピングを行う。マッピング装置に入力される m ビットの信号系列は各ビット R_2 bps でなければならないことより R_1、R_2 の関係は次式のようになる。

$$m_1R_1=r(m-m_2)R_2 \tag{2.4}$$

式(2.1)、(2.4)より R_1、R_2 はそれぞれ、

$$R_1=\frac{r(m-m_2)m}{m_1\{(m-m_2)r+m_2\}}R \tag{2.5}$$

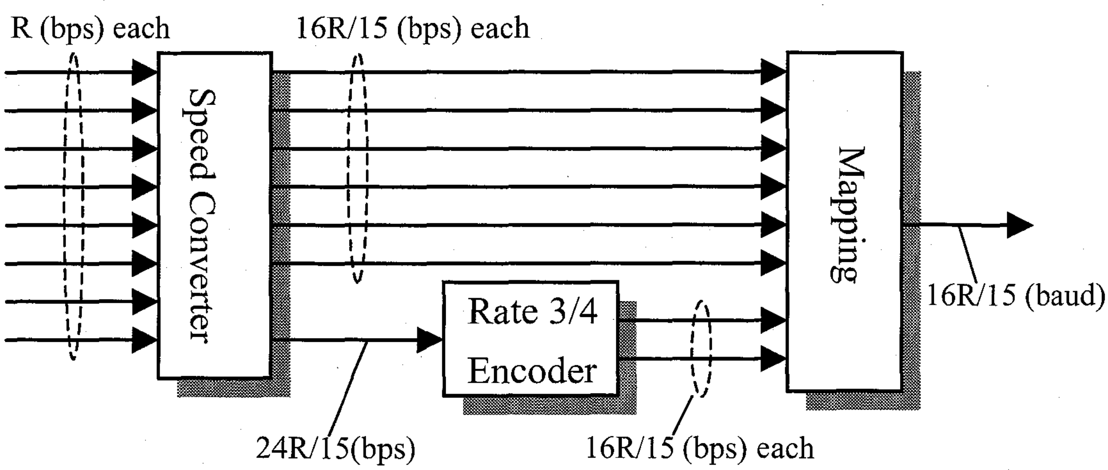


図 2.2　シンボルレート可変 TCM 方式の 256QAM への応用例

$$R_2 = \frac{m}{(m - m_2)r + m_2} R \tag{2.6}$$

となる。

以上より、帯域拡大率 R_2 / R は次式で表される。

$$\frac{R}{R_2} = \frac{m}{(m - m_2)r + m_2} \tag{2.7}$$

式(2.7)からわかるように、トレリス符号化器の符号化率 r が式(2.2)を満たすときは帯域拡大率を $m/(m-1)$ より小さな任意の値に、また式(2.3)を満たすときは任意の大きな値に設定できる。

図 2.2 に 256QAM に提案方式を適用した場合の例を示す。これは r=3/4 のトレリス符号を用いて構成され、速度変換器で $R_1 = \frac{24}{15}R$ bps の速度を持つ 1 ビットの信号系列と $R_2 = \frac{16}{15}R$ bps の 5 ビットの信号系列に変換される。そしてこのうち $R_2 = \frac{16}{15}R$ bps の信号系列はそのままマッピング装置に入力され、$R_1 = \frac{24}{15}R$ bps の信号系列は r=3/4 のトレリス符号によりトレリス符号化されたのちマッピング装置に入力される。従って式(2.7)より、

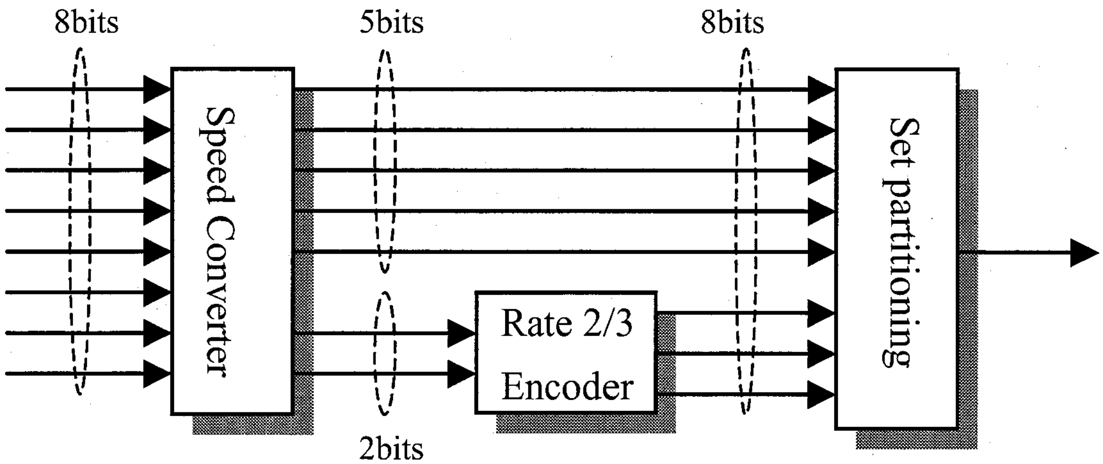


図 2.3 SRI-TCM の 256QAM への応用例

この場合の帯域拡大率は$16/15$つまり 106.7%となる。

図 2.1 のシンボルレート可変 TCM 方式おいて符号化率 r を$(m-m_2-1)/(m-m_2)$とするとき SRI TCM 方式と等しくなる。一般に SRI TCM 方式は m ビットの入力信号系列を速度変換装置で$m-n$ビット（通常$n=1$）に変換し、$m-n$ビットの信号系列に対してトレリス符号化変調方式を適用する方式である。図 2.3 に 256QAM へ応用したときの送信側の例を示す[33]-[35]。これは、図 2.1 において$m=8$, $m_2=5$, $m_1=2$ とした場合とみなすことができる。図 2.3 において、8 ビットの入力信号が速度変換器で 7 ビットに変換され、その後、7 ビットのうちの 2 ビットに対して符号化率 r=2/3 のトレリス符号化を行い、残りの 5 ビットはそのままマッピング装置に入力される。マッピング装置では入力された 8 ビットの信号をセット・パーティショニングによりマッピングを行う。そしてマッピングされた信号は 256QAM 変調器により変調される。このとき速度変換器で 8 ビットの信号系列からから 7 ビットの信号系列に変換する際帯域が拡大し、帯域拡大率は 8/7 となる。以上より、提案方式は SRI TCM 方式を含む一般化した方式であることがわかる。

表 2.1 に m=8 としたときの r と m_2 の組み合わせの例とそのときの帯域拡大率を示す。ここではトレリス符号の具体的構成例として、原符号を r=1/2 の最適畳み込み符号とするパンクチャド符号[93]を用いた構成例について検討する。これはマッピング方法、具体的な変調多値数等を除いて、基本的に **2.3** で提案する Pragmatic TCM を適用した方式と同じ構成法である。例として表 2.1 に幾つかのパンクチャド符号とそれを用いた提案方式 TC-256QAM の帯域拡大率を示す。

2.2.2 シンボルレート可変 TCM 方式の基本特性

TCM 方式の漸近的符号化利得 $G_{c.u}$ は次式で求められる[89]。

$$G_{c.u}=10\log_{10}\left\{\frac{d_{free}^2}{d_{free.u}^2}\cdot\frac{E_{s.c}}{E_{s.u}}\right\} \tag{2.8}$$

表 2.1　シンボルレート可変 TC-256QAM における r, m_2と帯域拡大率

m_2	r (%)						
	7/8	6/7	5/6	4/5	3/4	2/3	1/2
4	106.7	107.7	109.1	111.1	114.3*	120.0	133.3
5	104.9	105.7	106.7	108.1	110.3	114.3*	123.1
6	103.2	103.7	104.3	105.3	106.7	109.1	114.3*

*:SRI TC-256QAM

ここで、d_{free}^2、$d_{free.u}^2$ はそれぞれ符号化及び無符号化方式の2乗自由ユークリッド距離、$E_{s.c}$、$E_{s.u}$ はそれぞれ符号化及び無符号化方式の平均信号エネルギとする。今、2^m QAM 及び TC-2^{m+1} QAM の信号点空間の最小信号点間距離 Δ_0 が等しい場合、$E_{s.c}/E_{s.u} \cong 2$ となる。

また、d_{free}^2 は以下の式で定義される[89]。

$$d_{free} = \min\{\Delta_{\tilde{m}+1}, d_{free}(\tilde{m})\} \tag{2.9}$$

ここで、$\Delta_{\tilde{m}+1}$ はパラレル・トランジション間の最小ユークリッド距離、$d_{free}(\tilde{m})$ は畳み込み符号の自由ユークリッド距離を示す。

一方、シンボルレート可変 TCM 方式の漸近的符号化利得 G_{vs} は式(2.8)から帯域拡大率分を差引くことで求められる。また、変調信号の多値数が符号化しても一定であることから、符号化及び無符号化方式の平均信号エネルギは一定、すなわち $E_{s.c}/E_{s.u} = 1$ となる[34]。

したがって、

$$G_{vs} = 10\log_{10}\left\{\frac{d_{free}^2}{d_{free.u}^2} / \frac{m}{(m-m_2)r+m}\right\} \tag{2.10}$$

となる。これより、d_{free}^2 の大きい符号、或いは帯域拡大率の小さい符号ほど高い漸近的符号化利得が得られる。

表2.2に、$r=3/4$, K=6 におけるシンボルレート可変 TC-256QAM 方式、SRI TC-256QAM の漸近的符号化利得を求め、Ungerboeck 符号化による TC-512QAM との比較を示す。

表 2.2 帯域拡大率と漸近的符号化利得

Trellis codes : K=6

Scheme	$\Delta_{\tilde{m}+1}^2/\Delta_0^2$	d_{free}^2/Δ_0^2	Bandwidth Expansion Ratio (%)	Asymptotic Coding Gain (dB)
SRI TC-256QAM	8.0	6.0	114.3	7.20
Proposed Scheme	4.0	4.0	106.7	5.74
	4.0	3.0	104.3	4.58
	4.0	2.0	103.2	2.87
Ungerboeck Type TC-512QAM	8.0	6.0	100.0	4.77

表2.2において、シンボルレート可変TC-256QAM方式とSRI TC-256QAMは帯域拡大率が大きくなるにつれて漸近的符号化利得も大きくなることがわかる。これは式(2.10)において、帯域拡大率が増大することによって生じる利得の劣化量よりも、d^2_{free} が大きくなることによって生じる利得の増加量の方が大きいことを示している。一方、Ungerboeck符号によるTC-512QAM の漸近的符号化利得は、式(2.8)より d^2_{free} と $E_{s.c}/E_{s.u}$ に依存する。式(2.8)の $E_{s.c}/E_{s.u}$ は式(2.10)の $\dfrac{m}{(m-m_2)r+m_2}$ に比べると比較的大きな値となる。従って、TC-512QAM の漸近的符号化利得は $d^2_{free}=6\Delta_0^2$ と大きいにも関わらず提案方式の104.3%の漸近的符号化利得とほぼ同じになっている。

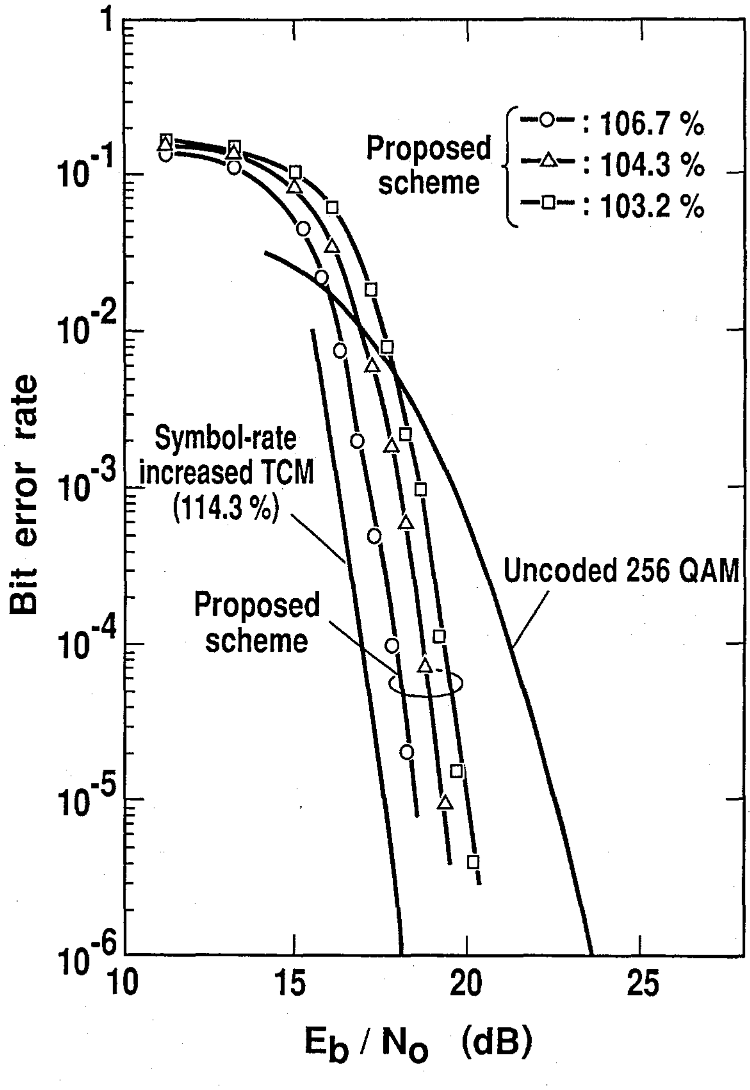


図 2.4　シンボルレート可変 TC-256QAM の BER 特性

次に、シンボルレート可変 TC-256QAM 方式の帯域拡大率 106.7%、104.3%、103.2%の 3 つの場合について、AWGN 伝送路における誤り率特性を計算機シミュレーションにより求めた。図 2.4 に SRI TC-256QAM と共に提案方式の誤り率特性を示す。図 2.4 より、SRI TC-256QAM も含めた提案方式の特性は帯域拡大率が大きくなるにつれて高い符号化利得が得られることがわかる。例えば BER=10^{-5} レベルにおける符号化利得は、SRI TC-256QAM が帯域拡大率 114.3%で 5.1dB、帯域拡大率 106.7%、104.3%、103.2%のときにそれぞれ 4.3dB、3.5dB、2.7dB となる。

また、図 2.5 に提案方式、RS 符号、BCH 符号の BER=10^{-5} を得るのに必要な E_b/N_0 と帯域拡大率の関係を示す。ただし、RS 符号と BCH 符号の符号長は 255 とした。図 2.5 からも分かるように、提案方式は RS 符号、BCH 符号に比べていずれの帯域拡大率においても優れた特性を示している。また、Ungerboeck 符号を用いた TC-512QAM は E_b/N_0=19.4dB で、提案方式の 104.3%の場合とほぼ等しい。所要 E_b/N_0 と帯域拡大率がトレードオフの関係にあることがこの図からも明らかであるが、帯域拡大率が 110%程度を境にして、それよりも小さいところでは帯域拡大率が増大するにつれて所要 E_b/N_0 は減少して行くのに反して、110%よりも大きいところでは帯域拡大率が増大しても所要 E_b/N_0 はほとんど減少しない。すなわちこのことより、256QAM を帯域制限の厳しいシステムに適用する際、110%よりも小さい帯域拡大率でも有効であることがわかる。

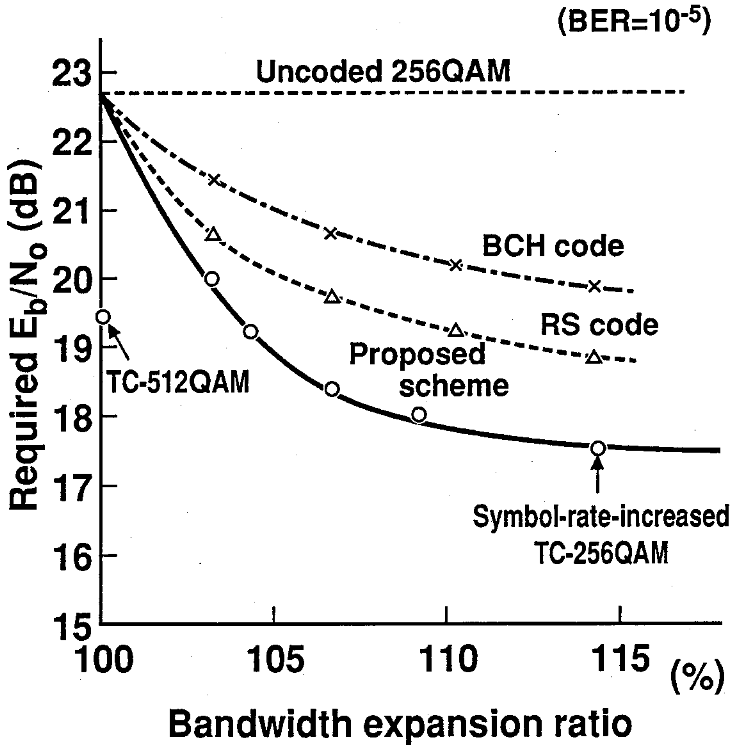


図 2.5 BER=10^{-5} を得るための所要 E_b/N_0

2.3 Pragmatic TCM 方式を用いたシンボルレート可変 TCM 方式

本章では、シンボルレート可変 TCM 方式を Pragmatic TCM 方式を用いて構成するシンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式について検討する。Pragmatic TCM 方式は符号化率 $r=1/2$ の符号化器・復号器を用いて $r=m/(m+1)$ のトレリス符号を構成し、Sectorized-Gray-Coded マッピングを行い、2^{m+1} 値変調信号を生成する TCM 方式である。この方式の主な特徴は、①従来から幅広く用いられている $r=1/2$ の最適畳み込み符号化器・ビタビ復号器で構成されているため実現が容易である上、シンボルレート可変 TCM 方式のトレリス符号の構成にパンクチャド符号を用いて最適な符号構成が実現できる、②パラレル・トランジションの数で変調多値数を設定するため適応的に任意の変調多値数を選択でき、それらは全て共通の符号化器・復号器に若干の変更を加えるだけで実現できる、③AWGN 伝送路における漸近的符号化利得がほぼ理想的な利得が得られる等が挙げられる。ただし、この方式は AWGN 伝送路での最適マッピングを基本としているため、フェージング伝送路にそのまま適用するとパラレル・トランジションの誤り率特性の劣化が著しい。そこで、Alamouti らはパラレル・トランジションの誤り率の劣化がより少ない Double-Gray-Coded マッピングを提案している[94]-[95]。そこで、本章におけるシンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式の検討も Double-Gray-Coded マッピングに基づくマッピングを行う方式について検討する。

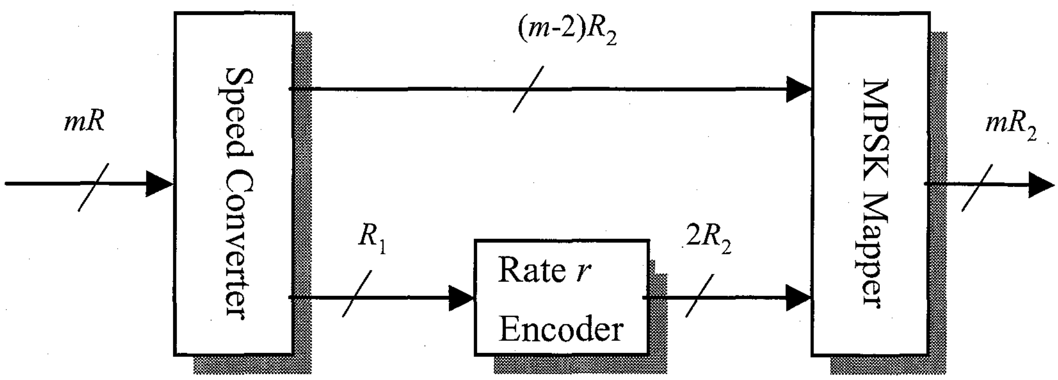


図 2.6　シンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式の一般構成

2.3.1 シンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式の基本構成

シンボルレート可変 Pragmatic TCM方式の一般構成を図2.6に示す。速度mR (bps)のディジタル信号系列は速度変換器に入力された後、R_1 (bps)の速度を持つ1ビットの信号系列と、R_2 (bps)の速度を持つ$m-2$ ビットの信号系列に変換される。ここで、$m-2$ の値は伝送路状態推定器からの伝送路情報に基づいて所定の値に設定される。この$m-2$ ビットの信号系列はその後多値変調マッピング装置に直接入力され、1ビットの信号系列は符号化率rの畳み込み符号化器に入力される。多値変調マッピング装置では、m ビットの入力信号に対してDouble-Gray-Codedマッピングに基づいてマッピングを行い、速度mR_2 (bps)の 2^m 値変調信号を出力する。

これより R, R_1, R_2 の関係は、

$$R_1 + (m-2)R_2 = mR \tag{2.11}$$

が成り立つ。
式(2.1)、(2.4)と同様に、 R_1, R_2 はそれぞれ

$$R_1 = \frac{2rm}{2r+m-2}R \tag{2.12}$$

$$R_2 = \frac{m}{2r+m-2}R \tag{2.13}$$

と表される。

また、このとき帯域拡大率は、

$$\frac{R_2}{R_0} = \frac{m}{2r+m-2} \tag{2.14}$$

となる。

図 2.7 は、図 2.6 を元に構成される Pragmatic TCM 方式の構成を示す。これは図 2.6 における$r=3/4$ 、m_2 が変調方式に応じて$m_2=0,1,2$ のいずれかの値をとる場合に相当する。具体的には$m_2=0$ のとき TC-QPSK、1 のとき TC-8PSK、2 のとき TC-16PSK とする。表 2.3 に符号化率 r と m_2、式(2.14)で導かれる帯域拡大率の関係を示す。

表2.3 シンボルレート可変 Pragmatic TC-2^m PSKにおける
r, m_2と帯域拡大率

m_2	r (%)						
	7/8	6/7	5/6	4/5	3/4	2/3	1/2
0	114.3	116.7	120.0	125.0	133.3	150.0	200.0
1	109.1	110.5	112.5	115.4	120.0	116.7	150.0
2	106.7	107.7	109.1	111.1	114.3	120.0	133.3

2.3.2 AWGN 伝送路における特性

2.3.2.1 誤り率の導出

TCM 方式の BER 特性の限界式は generating function を用いて求めることができる[94]-[96]。

今、長さ L の 2 つの符号化シンボル系列を $X_L=(x_1,x_2,\ldots,x_L)$ 及び $X'_L=(x'_1,x'_2,\ldots,x'_L)$、$P(X_L\to X'_L)$ をペアワイズ誤り率とする。このとき、エラーイベント誤り率は以下のような上界式で表すことができる[94]。

$$P(e)\le\sum_{L=1}^{\infty}\sum_{X'_L}\sum_{X_L\neq X'_L}P(X_L)P(X_L\to X'_L) \tag{2.15}$$

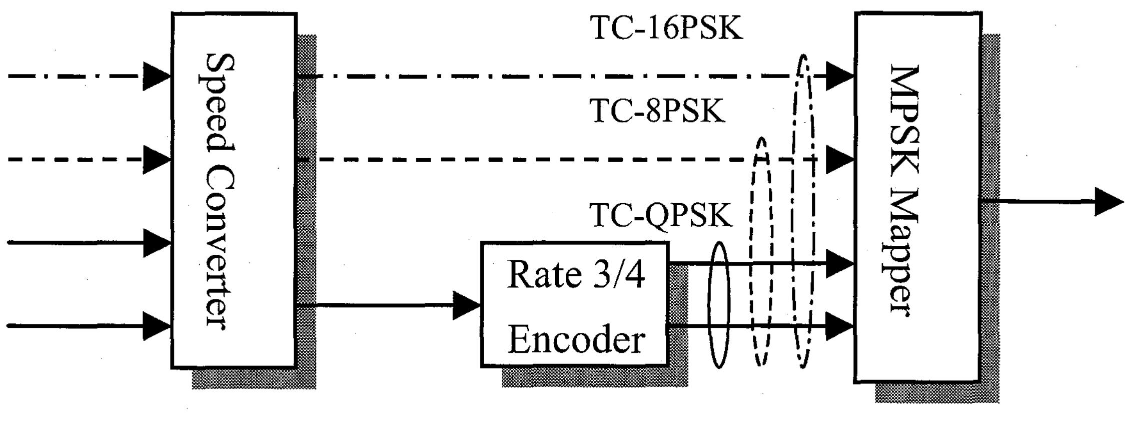


図 2.7　シンボルレート可変 Pragmatic TC-2^mPSK の構成 (r=3/4)

受信機で最尤検波が行われたとすると、$P(X_L \to X'_L)$ は、

$$P(X_L \to X'_L) = Q\left((d_M(X_L, X'_L)\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) \tag{2.16}$$

$$d_M^2(X_L, X'_L) = \left\| f_M(X_L) - f_M(X'_L) \right\|^2 = \sum_{n=1}^{L} \left\| f_M(x_n) - f_M(x'_n) \right\|^2 \tag{2.17}$$

となる。但し、$Q(z) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_z^\infty \exp\left(-\frac{t^2}{2} \right) dt$、$\|\cdot\|$ をユークリッド距離、$f_M(\cdot)$ を E_s で正規化されたMPSK信号点空間への非線形マッピング関数とする。

ここで、

$$Q\left(\sqrt{x+y}\right) \le Q\left(\sqrt{x}\right) \exp\left(-\frac{y}{2} \right) \qquad x \ge 0, y \ge 0 \tag{2.18}$$

更に、

$$d_M^2(X_L, X'_L) - d_{free}^2 \ge 0 \tag{2.19}$$

なる関係を用いると式(2.16)のペアワイズ誤り率は、

$$\begin{aligned} P(X_L \to X'_L) &\le Q\left(d_{free}\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0} \left(d_M^2(X_L, X'_L) - d_{free}^2 \right) \right) \\ &= Q\left(d_{free}\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) \exp\left(\frac{E_s}{4N_0} d_{free}^2 \right) \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0} \sum_{n=1}^{L} d_M^2(x_n, x'_n) \right) \\ &= Q\left(d_{free}\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) \exp\left(\frac{E_s}{4N_0} d_{free}^2 \right) \prod_{n=1}^{L} \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0} d_M^2(x_n, x'_n) \right) \end{aligned} \tag{2.20}$$

となる。ここで、

$$T(D) = \sum_{L=1}^{\infty} \sum_{X_L} P(X_L) \sum_{X_L \ne X'_L} \prod_{n=1}^{L} D^{d_M^2(x_n, x'_n)} \quad ; \quad D = \exp(-\frac{E_s}{4N_0}) \tag{2.21}$$

とすると、式(2.15)、(2.20)より、

$$P(e) \leq Q\left(d_{free}\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}}\right)D^{d_{free}^2}T(D) \tag{2.22}$$

と表すことができる。一般に$T(D)$は遷移関数と呼ばれる。

この遷移関数$T(D)$を導出するためには、任意の状態pから分離して、ちょうどLステップ後に別の状態qに合流する全てのパスを考慮する必要がある。全ての情報シンボルが等確率2^{-n}で生起すると仮定すると、$\tilde{N} \times \tilde{N}$のerror weight matrixを定義することができる。ここで$\tilde{N}$は状態数を表す。今、状態pから状態qへ遷移した時の出力シンボルを$x_{p\to q}$とし、このシンボルに誤りパターンe_iが付加された時のerror weight matrixの要素を$G_{pq}(e_i)$とすると、$G_{pq}(e_i)$は以下のようになる。

$$G_{pq}(e_i) = \frac{1}{2^{-n}}\sum D^{\left\|f_M(x_{p\to q}) - f_M(x_{p\to q}\oplus e_i)\right\|^2} \tag{2.23}$$

式(2.23)において、$D^{\left\|f_M(x_{p\to q}) - {}_M(x_{p\to q}\oplus e_i)\right\|^2}$はシンボル$x_{p\to q}$と$(x_{p\to q}\oplus e_i)$の間の誤り率の上界を表している。ところで、誤り系列$E_L = (e_1, e_2, e_3, \cdots e_L)$とするとerror weight matrixは次のように計算できる。

$$G(E_L) = \prod_{n=1}^{L} G(e_n) \tag{2.24}$$

要素(p, q)を状態pからqにちょうどLステップの誤り系列E_Lが付加されて遷移する確率とする。今このmatrixのすべての要素を加算し、状態pの確率を掛けると、誤り系列E_Lの全ての状態遷移に対する誤り率が求まる。そして、Lがあらゆる長さの誤り系列に対する確率を積算すれば、

$$T(D) = \frac{1}{\tilde{N}}[1]_{1\times\tilde{N}}\left(\sum_{L=1}^{\infty}\sum_{E_L\neq 0}\prod_{n=1}^{L}G(e_n)\right)[1]_{\tilde{N}\times 1} \tag{2.25}$$

が得られる。ここで、$[1]_{\tilde{m}\times\tilde{n}}$ は各要素が 1 の $\tilde{m}\times\tilde{n}$ matrix を示す。式(2.25)の右辺の( )で囲まれた項の要素を G で表す。

ところで、誤り系列 $E_L=(e_1,e_2,e_3,\cdots e_L)$ の各ベクトルは独立に扱うことはできない。そこで、誤りベクトル間の関係を表した error-state diagram を用いる。そしてビット誤り率を求めるために error-state diagram のラベルを誤りビットがカウントできるように修正する。これは $G_{pq}(e_i)$ に $I^{\tilde{k}}$ を掛けることで求めることができる（$\tilde{k}$ はその遷移で生じる誤りビット数)。ここで、Pragmatic TCM 方式は error-state diagram の行列のラベル $G(e_i)$ を任意の行（列）の要素の和に置き換えることができる[94]-[95]。これによって計算は全てスカラ演算のみで行うことが可能となる。このスカラ・ラベルを error-weight profile $W(e_i)$ で表す。trellis diagram にパラレル・トランジションが存在するとき、その系列の要素それぞれに対応する $I^{\tilde{k}}$ を掛ける必要がある。こうして生成された新しい関数 $T(D,I)$ を I について微分し、I=1 とすればシンボル誤り率が得られ、更にそのシンボル誤り率を平均情報ビット数 m_{ave} で割ることによって、ビット誤り率が得られる。

では、例として畳み込み符号の符号化率 $r=3/4$、拘束長 K=3 の場合について求める。最初に遷移関数 $T(D,I)$ を求める。このパンクチャド符号の error-state diagram は、図 2.8 のように表すことができる[97]。図 2.8 において、X_a、X_b は状態 00 を 2 つに分割したもので、X_1, X_2, X_3 はそれぞれ状態 01、10、11 に対応する。よって error-state diagram の遷移は式(2.26)、(2.27)以下のように表される。

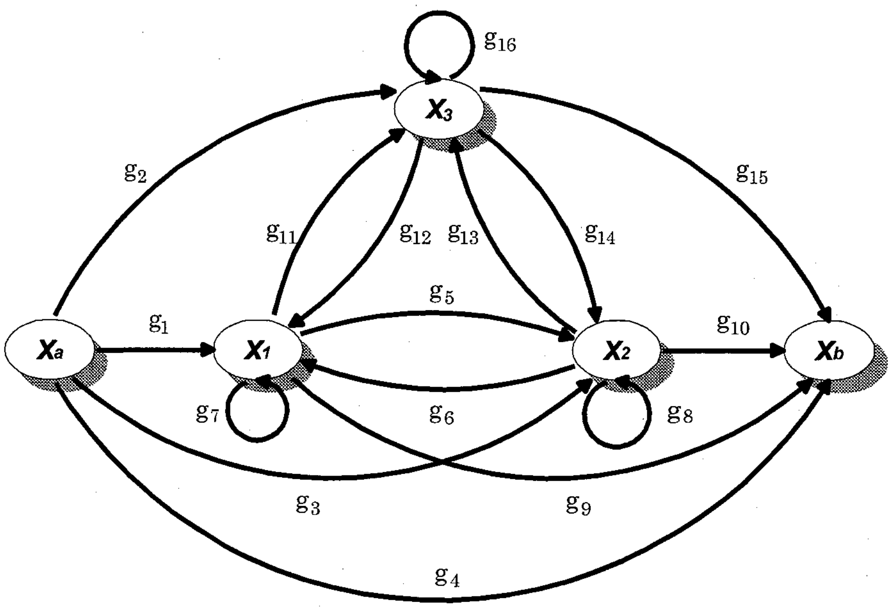


図 2.8 error-state diagram (r=3/4, K=3)

$$\begin{bmatrix} X_1 \\ X_2 \\ X_3 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} g_7 & g_6 & g_{12} \\ g_5 & g_8 & g_{14} \\ g_{11} & g_{13} & g_{16} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} X_1 \\ X_2 \\ X_3 \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} g_1 \\ g_3 \\ g_2 \end{bmatrix} X_a \tag{2.26}$$

$$X_b = \begin{bmatrix} g_9 & g_{10} & g_{15} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} X_1 \\ X_2 \\ X_3 \end{bmatrix} + g_4 X_a \tag{2.27}$$

ここで、 $\mathbf{X} = \begin{bmatrix} X_1 \\ X_2 \\ X_3 \end{bmatrix}$, $\mathbf{A} = \begin{bmatrix} g_7 & g_6 & g_{12} \\ g_5 & g_8 & g_{14} \\ g_{11} & g_{13} & g_{16} \end{bmatrix}$, $\mathbf{F} = \begin{bmatrix} g_1 \\ g_3 \\ g_2 \end{bmatrix}$, $\mathbf{B} = \begin{bmatrix} g_9 & g_{10} & g_{15} \end{bmatrix}$, $h = g_4$ とすると、式(2.26)、(2.27)は、それぞれ

$$\mathbf{X} = \mathbf{AX} + \mathbf{F}X_a \tag{2.28}$$

$$X_b = \mathbf{BX} + hX_a \tag{2.29}$$

となる。式 (2.28)、(2.29)より、

$$X_b = (\mathbf{B}[\mathbf{I} - \mathbf{A}]^{-1}\mathbf{F} + h)X_a \tag{2.30}$$

となり、遷移関数$T(D,I)$は次式のように求められる。

$$T(D,I) = \frac{X_b}{X_a} = \mathbf{B}[\mathbf{I} - \mathbf{A}]^{-1}\mathbf{F} + h \tag{2.31}$$

よって、ビット誤り率は次式のように求められる[94]。

$$P_b \leq \frac{1}{m_{ave}} Q\left(d_{free} \sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) D^{d_{free}^2} \left. \frac{\partial T(D,I)}{\partial I} \right|_{I=1;D=\exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}\right)} \tag{2.32}$$

式(2.32)を更に厳密な表現をすると、パラレル・トランジションによるビット誤り率$P_\parallel$ を用いて、

$$P_b \le P_{\|} + \frac{1}{m_{ave}} Q\left(d_{free}\sqrt{\frac{E_s}{2N_0}} \right) D^{d_{free}^2} \left. \frac{\partial T(D,I)}{\partial I} \right|_{I=1;D=\exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}\right)} \tag{2.33}$$

となる。

A: TC-QPSK

図 2.9 に trellis diagram、図 2.10 に QPSK の信号点空間を示す。
図 2.9(a)より、状態遷移行列は通常遷移部分 Ω_n の状態遷移行列 **S** とパンクチャド遷移部分 Ω_p の状態遷移行列 $\mathbf{S}_p$ に分けることができる。 **S** は[94]から、

$$\mathbf{S} = \begin{bmatrix} s_{00} & s_{01} & \cdots & s_{03} \\ s_{10} & \ddots & & \vdots \\ \vdots & & \ddots & \vdots \\ s_{30} & \cdots & \cdots & s_{33} \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 00 & 11 & \phi & \phi \\ \phi & \phi & 01 & 10 \\ 11 & 00 & \phi & \phi \\ \phi & \phi & 10 & 01 \end{bmatrix} \tag{2.34}$$

となる。上記行列の要素 s_{pq} は状態 p (図中 X_p) から q (図中 X_q) へ遷移したときの出力を表している。ここで例えば s_{02} は X_0 から X_2 へ遷移したときの出力値で、図 2.9(a)よりこのような遷移は取り得ないので ϕ (null)とする。同様に $\mathbf{S}_p$ も

$$\mathbf{S}_p = \begin{bmatrix} 00 & 10 & 01 & 11 \\ 11 & 01 & 10 & 00 \\ 01 & 11 & 00 & 10 \\ 10 & 00 & 11 & 01 \end{bmatrix} \tag{2.35}$$

と表すことができる。例えばこの行列の要素 s_{p02} は puncture 部分における X_0 から X_2 への遷移の出力、すなわち図 2.9(a)の $X_0 \to X_1$ の出力 x1 と $X_1 \to X_2$ の出力 0x を合わせて 01 と表している。

上記状態遷移行列 **S** より、error-weight profile は、通常遷移部分では

$$W(e_i) = \frac{1}{2}\left\{ D^{\|f_4(s_{00}) - f_4(s_{00}\oplus e_i)\|^2} + D^{\|f_4(s_{01}) - f_4(s_{01}\oplus e_i)\|^2} \right\} \tag{2.36}$$

となり、パンクチャド遷移部分では、入力情報ビットが 2 ビットであることを考慮して、

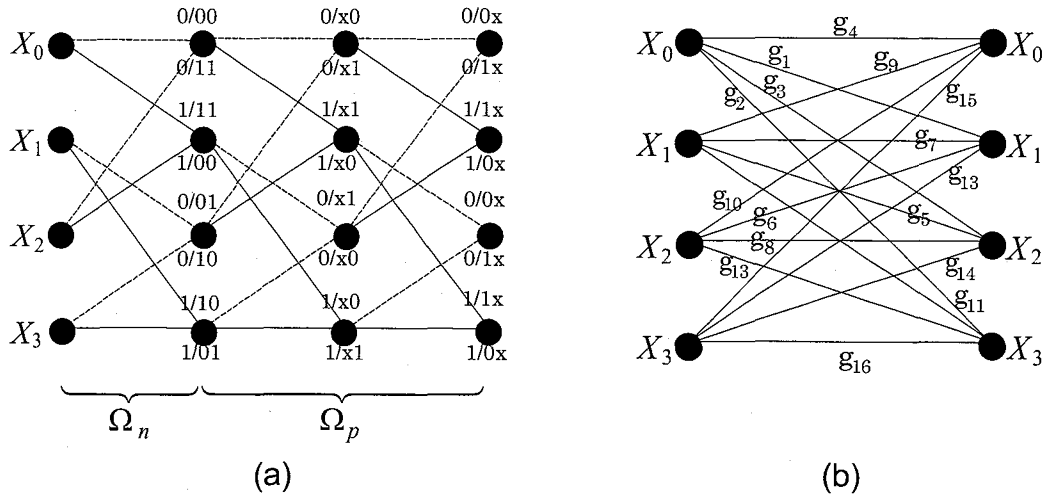


図 2.9 Trellis diagram (r=3/4, K=3)

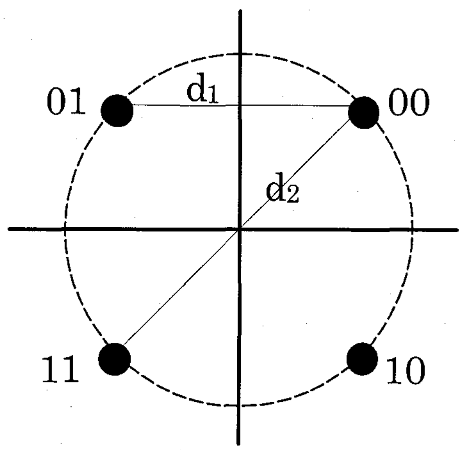


図 2.10 QPSK の信号点空間

$$W_p(e_i) = \frac{1}{4}\left\{ D^{\|f_4(s_{00})-f_4(s_{00}\oplus e_i)\|^2} + D^{\|f_4(s_{01})-f_4(s_{01}\oplus e_i)\|^2} + D^{\|f_4(s_{02})-f_4(s_{02}\oplus e_i)\|^2} + D^{\|f_4(s_{03})-f_4(s_{03}\oplus e_i)\|^2} \right\} \tag{2.37}$$

となる。図 2.10 及び式(2.36)、(2.37)より、$W(e)$、$W_p(e)$はそれぞれ以下の表のようになる。

表 2.4 シンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK の Error weight profile ($r=3/4, K=3$)

e_i	$W(e_i)$	$W_p(e_i)$
00	1	1
01	$D^{d_1^2}=D^2$	$D^{d_1^2}=D^2$
10	$D^{d_1^2}=D^2$	$D^{d_1^2}=D^2$
11	$D^{d_2^2}=D^4$	$D^{d_2^2}=D^4$

文献[97]より、パンクチャド符号の trellis diagram は図 2.9(b)のように描き換えることができる。例えば、図 2.9(b)において $X_0 \to X_1$ は図 2.9(a)の $X_0 \to X_0$ と $X_0 \to X_1$ 及び $X_0 \to X_2$ と $X_2 \to X_1$ の 2 通りある。これを 0/00 10/10; 1/11 01/11 と表すと、全てのパターンは表 2.5 のようになる。

表 2.5 シンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK の 入出力シンボル ($r=3/4, K=3$)

	$X_p \to X_q$	Input/Output Symbols	
g_1	$X_0 \to X_1$	0/00 10/10 ;	1/11 10/01
g_2	$X_0 \to X_3$	0/00 11/11 ;	1/11 11/00
g_3	$X_0 \to X_2$	0/00 01/01 ;	1/11 01/10
g_4	$X_0 \to X_0$	1/11 11/11	
g_5	$X_1 \to X_2$	0/01 01/00 ;	1/10 01/11
g_6	$X_2 \to X_1$	0/11 10/10 ;	1/00 10/01
g_7	$X_1 \to X_1$	0/01 10/11 ;	1/10 10/00
g_8	$X_2 \to X_2$	0/11 01/01 ;	1/00 01/10
g_9	$X_1 \to X_0$	0/01 00/01 ;	1/10 00/10

g10	$X_2 \to X_0$	0/11 00/00 ;	1/00 00/11
g11	$X_1 \to X_3$	0/01 11/10 ;	1/10 11/01
g12	$X_3 \to X_1$	0/10 10/11 ;	1/01 10/00
g13	$X_2 \to X_3$	0/11 11/11 ;	1/00 11/00
g14	$X_3 \to X_2$	0/10 01/00 ;	1/01 01/11
g15	$X_3 \to X_0$	0/10 00/01 ;	1/01 00/10
g16	$X_3 \to X_3$	0/10 11/10 ;	1/01 11/01

表 2.5 より、 g_1～g_{16}は以下のように求められる。例えば g_1 の場合、0/00 は weight profile $W(00)$ で I^0 、10/10 は$W_p(10)$ でI^1となり、1/11 の$W(11)$ I^1 と 10/01 の$W_p(01)$ I^1を合わせて$g_1 = W(00)\cdot W_p(10)I + W(11)I \cdot W_p(01)I$となる。以下 g_2～g_{16}についても同様にすればよい。

$$
\begin{aligned}
g_1 &= W(00)\cdot W_p(10)I + W(11)I\cdot W_p(01)I & g_9 &= W(01)\cdot W_p(01) + W(10)I\cdot W_p(10)\\
g_2 &= W(00)\cdot W_p(11)I^2 + W(11)I\cdot W_p(01)I^2 & g_{10} &= W(11)\cdot W_p(00) + W(00)I\cdot W_p(11)\\
g_3 &= W(00)\cdot W_p(01)I + W(11)I\cdot W_p(10)I & g_{11} &= W(01)\cdot W_p(10)I^2 + W(10)I\cdot W_p(01)I^2\\
g_4 &= W(11)I\cdot W_p(11)I^2 & g_{12} &= W(10)\cdot W_p(11)I + W(01)I\cdot W_p(00)I\\
g_5 &= W(01)\cdot W_p(00)I + W(10)I\cdot W_p(11)I & g_{13} &= W(11)\cdot W_p(11)I^2 + W(00)I\cdot W_p(00)I\\
g_6 &= W(11)\cdot W_p(10)I + W(00)I\cdot W_p(01)I & g_{14} &= W(10)\cdot W_p(00)I + W(01)I\cdot W_p(11)I\\
g_7 &= W(01)\cdot W_p(11)I + W(10)I\cdot W_p(00)I & g_{15} &= W(10)\cdot W_p(01) + W(01)I\cdot W_p(10)\\
g_8 &= W(11)\cdot W_p(01)I + W(00)I\cdot W_p(10)I & g_{16} &= W(10)\cdot W_p(10)I^2 + W(01)I\cdot W_p(01)I^2
\end{aligned}
\tag{2.38}
$$

式(2.38)を式(2.31)に代入することで畳み込み符号の符号化率$r = 3/4$，K=3 の TC-QPSK の遷移関数$T(D,I)$を求めることができる。そして更に$T(D,I)$を級数展開する等[96]により、

$$
d_{free}^2 = 6.0 \tag{2.39}
$$

が得られる。

この場合、提案方式の平均情報ビット数m_{ave}は$r = 3/4$のとき 1.5 になることを考慮して、式(2.33)、(2.38)、(2.39)から、ビット誤り率の上界式は以下のように求められる。

$$
P_b \le \frac{2}{3} Q\left(\sqrt{\frac{6E_s}{2N_0}}\right) \exp\left(\frac{6E_s}{4N_0}\right) \left.\frac{\partial T(D,I)}{\partial I}\right|_{I=1;\,D=\exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}\right)} \tag{2.40}
$$

B: TC-8PSK

$r = 3/4$、K=3 の TC-8PSK におけるビット誤り率特性の理論解析は、TC-QPSK について行ったのと同じ方法で求めることができる。唯一異なる点はパラレル・トランジションが１ビット分存在することである。図 2.11 に 8PSK の信号点空間を示す。
同様に状態遷移行列と error-weight profile を求めると以下のようになる。

$$\mathbf{S} = \begin{bmatrix} 000;100 & 011;111 & \phi & \phi \\ \phi & \phi & 001;101 & 010;110 \\ 011;111 & 000;100 & \phi & \phi \\ \phi & \phi & 010;110 & 001;101 \end{bmatrix} \tag{2.41}$$

$$\mathbf{S}_p = \begin{bmatrix} 000;100 & 010;110 & 001;101 & 011;111 \\ 011;111 & 001;101 & 010;110 & 000;100 \\ 001;101 & 011;111 & 000;100 & 010;110 \\ 010;110 & 000;100 & 011;111 & 001;101 \end{bmatrix} \tag{2.42}$$

$$W(e_i) = \frac{1}{4}\left\{ \sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{00}) - f_8(s_{00} \oplus e_i)\|^2} + \sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{01}) - f_8(s_{01} \oplus e_i)\|^2} \right\} \tag{2.43}$$

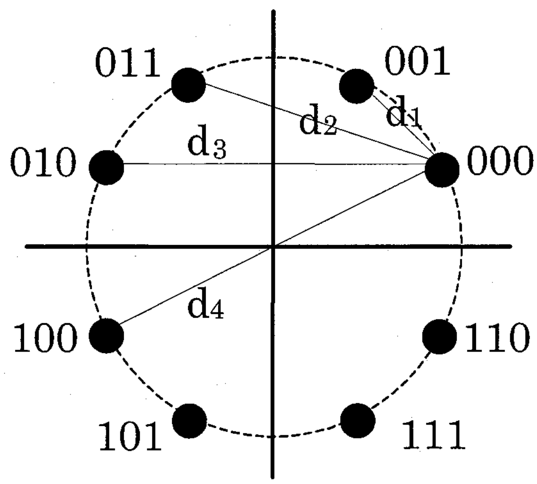


図 2.11 8PSK の信号点空間

$$W_p(e_i)=\frac{1}{8}\left\{\sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{00})-f_8(s_{00}\oplus e_i)\|^2}+\sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{01})-f_8(s_{01}\oplus e_i)\|^2}\right.$$
$$\left.+\sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{02})-f_8(s_{02}\oplus e_i)\|^2}+\sum_{parallel} D^{\|f_8(s_{03})-f_8(s_{03}\oplus e_i)\|^2}\right\} \tag{2.44}$$

式(2.43)、(2.44)から error weight profile $W(e_i)$、$W_p(e_i)$はそれぞれ表 2.6 のようになる。

表 2.6 シンボルレート可変 Pragmatic TC-8PSK の
Error weight profile ($r=3/4\,,K=3$)

e_i	$W(e_i)$	$W_p(e_i)$
000	1	1
001	$D^{d_1^2}$	$D^{d_1^2}$
010	$(D^{d_1^2}+D^{d_3^2})/2$	$(D^{d_1^2}+D^{d_3^2})/2$
011	$D^{d_2^2}$	$D^{d_2^2}$
100	$D^{d_4^2}$	$D^{d_4^2}$
101	$D^{d_3^2}$	$D^{d_3^2}$
110	$(D^{d_1^2}+D^{d_3^2})/2$	$(D^{d_1^2}+D^{d_3^2})/2$
111	$D^{d_2^2}$	$D^{d_2^2}$

表2.5 と同様に $X_p \to X_q$ の遷移をする際の入出力シンボルの組み合わせを列挙すると下の表 2.7 のようになる。

表 2.7 シンボルレート可変 Pragmatic TC-8PSK の
入出力シンボル ($r=3/4\,,K=3$)

	$X_p \to X_q$	Input/Output Symbols			
g1	$X_0 \to X_1$	00/000 010/010; 00/000 110/110;	10/100 010/010; 10/100 110/110;	01/011 010/001; 01/011 110/101;	11/111 010/001 11/111 110/101
g2	$X_0 \to X_3$	00/000 011/011; 00/000 111/111;	10/100 011/011; 10/100 111/111;	01/011 011/000; 01/011 111/100;	11/111 011/000 11/111 111/100

g3	$X_0 \to X_2$	00/000 001/001; 00/000 101/101;	10/100 001/001; 10/100 101/101;	01/011 001/010; 01/011 101/110;	11/111 001/010 11/111 101/110
g4	$X_0 \to X_0$	01/011 000/011; 01/011 100/111;	11/111 000/011 11/111 100/111		
g5	$X_1 \to X_2$	00/001 001/000; 00/001 101/100;	10/101 001/000; 10/101 101/100;	01/010 001/011; 01/010 101/111;	11/110 001/011 11/110 101/111
g6	$X_2 \to X_1$	00/011 010/010; 00/011 110/110;	10/111 010/010; 10/111 110/110;	01/000 010/001; 01/000 110/101;	11/100 010/001 11/100 110/101
g7	$X_1 \to X_1$	00/001 010/011; 00/001 110/111;	10/101 010/011; 10/101 110/111;	01/010 010/000; 01/010 110/100;	11/110 010/000 11/110 110/100
g8	$X_2 \to X_2$	00/011 001/001; 00/011 101/101;	10/111 001/001; 10/111 101/101;	01/000 001/010; 01/000 101/110;	11/100 001/010 11/100 101/110
g9	$X_1 \to X_0$	00/001 000/001; 00/001 100/101;	10/101 000/001; 10/101 100/101;	01/010 000/010; 01/010 100/110;	11/110 000/010 11/110 100/110
g10	$X_2 \to X_0$	00/011 000/000; 00/011 100/100;	10/111 000/000; 10/111 100/100;	01/000 000/011; 01/000 100/111;	11/100 000/011 11/100 100/111
g11	$X_1 \to X_3$	00/001 011/010; 00/001 111/110;	10/101 011/010; 10/101 111/110;	01/010 011/001; 01/010 111/101;	11/110 011/001 11/110 111/101
g12	$X_3 \to X_1$	00/010 010/011; 00/010 110/111;	10/110 010/011; 10/110 110/111;	01/001 010/000; 01/001 110/100;	11/101 010/000 11/101 110/100
g13	$X_2 \to X_3$	00/011 011/011; 00/011 111/111;	10/111 011/011; 10/111 111/111;	01/000 011/000; 01/000 111/100;	11/100 011/000 11/100 111/100
g14	$X_3 \to X_2$	00/010 001/000; 00/010 101/100;	10/110 001/000; 10/110 101/100;	01/001 001/011; 01/001 101/111;	11/101 001/011 11/101 101/111
g15	$X_3 \to X_0$	00/010 000/001; 00/010 100/101;	10/110 000/001; 10/110 100/101;	01/001 000/010; 01/001 100/110;	11/101 000/010 11/101 100/110
g16	$X_3 \to X_3$	00/010 011/010; 00/010 111/110;	10/110 011/010; 10/110 111/110;	01/001 011/001; 01/001 111/101;	11/101 011/001 11/101 111/101

以上より、 g_1～g_{16} は以下のように求められる。

$$g_1 = \left\{W(000) + W(100)I\right\} \cdot \left\{W_p(010)I + W_p(110)I^2\right\} + \left\{W(011)I + W(111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(001)I + W_p(101)I^2\right\}$$

$$g_2 = \left\{W(000) + W(100)I\right\} \cdot \left\{W_p(011)I^2 + W_p(111)I^3\right\} + \left\{W(011)I + W(111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(001)I^2 + W_p(101)I^3\right\}$$

$$g_3 = \left\{W(000) + W(100)I\right\} \cdot \left\{W_p(001)I + W_p(110)I^2\right\} + \left\{W(011)I + W(111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(010)I + W_p(110)I^2\right\}$$

$$g_4 = \left\{W(011)I + W(111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(011) + W_p(110)I\right\}$$

$$g_5 = \left\{W(001) + W(101)I\right\} \cdot \left\{W_p(000)I + W_p(100)I^2\right\} + \left\{W(010)I + W(110)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(011)I + W_p(111)I^2\right\}$$

$$g_6 = \left\{W(011) + W(111)I\right\} \cdot \left\{W_p(010)I + W_p(110)I^2\right\} + \left\{W(000)I + W(100)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(001)I + W_p(101)I^2\right\}$$

$$g_7 = \left\{W(001) + W(101)I\right\} \cdot \left\{W_p(011)I + W_p(111)I^2\right\} + \left\{W(010)I + W(110)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(000)I + W_p(100)I^2\right\}$$

$$g_8 = \{W(011)+W(111)I\}\cdot\{W_p(001)I+W_p(101)I^2\}+\{W(000)I+W(100)I^2\}\cdot\{W_p(010)I+W_p(110)I^2\}$$

$$g_9 = \{W(001)+W(101)I\}\cdot\{W_p(001)+W_p(101)I\}+\{W(010)I+W(110)I^2\}\cdot\{W_p(010)+W_p(110)I\}$$

$$g_{10} = \{W(011)+W(111)I\}\cdot\{W_p(000)+W_p(100)I\}+\{W(000)I+W(100)I^2\}\cdot\{W_p(011)+W_p(111)I\}$$

$$g_{11} = \{W(001)+W(101)I\}\cdot\{W_p(010)I^2+W_p(110)I^3\}+\{W(010)I+W(110)I^2\}\cdot\{W_p(001)I^2+W_p(101)I^3\}$$

$$g_{12} = \{W(010)+W(110)I\}\cdot\{W_p(011)I+W_p(111)I^2\}+\{W(001)I+W(101)I^2\}\cdot\{W_p(000)I+W_p(100)I^2\}$$

$$g_{13} = \{W(011)+W(111)I\}\cdot\{W_p(011)I^2+W_p(111)I^3\}+\{W(000)I+W(100)I^2\}\cdot\{W_p(000)I^2+W_p(100)I^3\}$$

$$g_{14} = \{W(010)+W(110)I\}\cdot\{W_p(000)I+W_p(100)I^2\}+\{W(001)I+W(101)I^2\}\cdot\{W_p(011)I+W_p(111)I^2\}$$

$$g_{15} = \{W(010)+W(110)I\}\cdot\{W_p(001)+W_p(101)I\}+\{W(001)I+W(101)I^2\}\cdot\{W_p(010)+W_p(110)I\}$$

$$g_{16} = \{W(010)+W(110)I\}\cdot\{W_p(010)I^2+W_p(110)I^3\}+\{W(001)I+W(101)I^2\}\cdot\{W_p(001)I^2+W_p(101)I^3\}$$

(2.45)

式(2.45)を式(2.31)に代入することで$T(D,I)$を求めることができる。またこの場合のd_{free}^2は

$d_{free}^2 = 2.586$となる。

次にパラレル・トランジションのビット誤り率$P_{\parallel}$は文献[94]より、TC-8PSKのとき

$$P_{\parallel} = \frac{1}{2}Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{N_0}}\right) \tag{2.46}$$

で与えられる。

以上より、提案方式の平均情報ビット数m_{ave}は$r=3/4$のとき2.5なることを考慮して、式(2.31)、(2.33)、(2.45)、(2.46)から、ビット誤り率の上界式は以下のように求められる。

$$P_b \le \frac{2}{5}Q\left(\sqrt{\frac{1.293E_s}{N_0}}\right)\exp\left(\frac{0.644E_s}{N_0}\right)\left.\frac{\partial T(D,I)}{\partial I}\right|_{I=1;D=\exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}\right)} + \frac{1}{2}Q\left(\sqrt{\frac{2E_s}{N_0}}\right) \tag{2.47}$$

C: TC-16PSK

$r=3/4$、K=3 の提案 TC-16PSK におけるビット誤り率特性の理論解析は、TC-QPSK 及び TC-8PSK で行ったのと同じ方法で求めることができる。図 2.12 に 16PSK の信号点空間を示す。d_i を i 個離れた 2 つの信号点間の距離とすると、図 2.12 より、MPSK における d_i は一般に、

$$d_i = 2\sin\left(\frac{i\pi}{M}\right) \tag{2.48}$$

で与えられる。従って 16PSK の場合、以下のようになる。

$$\begin{aligned} d_1^2 &= 0.152 & d_5^2 &= 2.765 \\ d_2^2 &= 0.586 & d_6^2 &= 3.414 \\ d_3^2 &= 1.235 & d_7^2 &= 3.848 \\ d_4^2 &= 2.000 & d_8^2 &= 4.000 \end{aligned} \tag{2.49}$$

そして、error weight profile は表 2.8 のようになる。

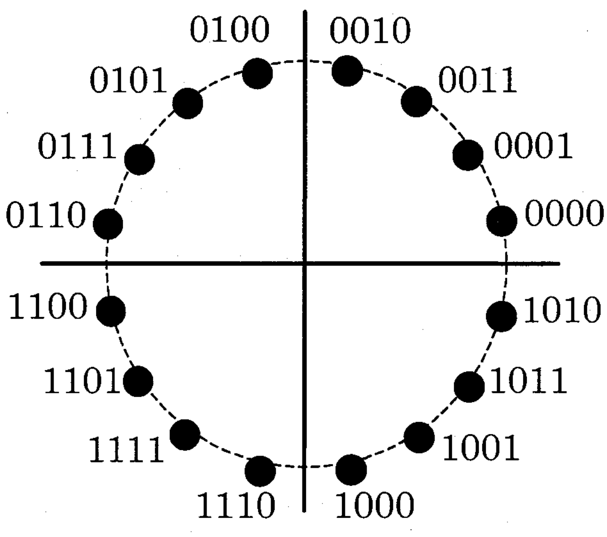


図 2.12 16PSK の信号点空間

表 2.8 シンボルレート可変 Pragmatic TC-16PSK の
Error weight profile ($r = 3/4, K = 3$)

e_i	$W(e_i)$	$W_p(e_i)$
0000	1	1
0001	$D^{d_1^2}$	$D^{d_1^2}$
0010	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2})/2$	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2})/2$
0011	$D^{d_2^2}$	$D^{d_2^2}$
0100	$D^{d_4^2}$	$D^{d_4^2}$
0101	$(D^{d_3^2} + D^{d_5^2})/2$	$(D^{d_3^2} + D^{d_5^2})/2$
0110	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2} + D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/4$	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2} + D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/4$
0111	$(D^{d_2^2} + D^{d_6^2})/2$	$(D^{d_2^2} + D^{d_6^2})/2$
1000	$D^{d_4^2}$	$D^{d_4^2}$
1001	$(D^{d_3^2} + D^{d_5^2})/2$	$(D^{d_3^2} + D^{d_5^2})/2$
1010	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2} + D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/4$	$(D^{d_1^2} + D^{d_3^2} + D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/4$
1011	$(D^{d_2^2} + D^{d_6^2})/2$	$(D^{d_2^2} + D^{d_6^2})/2$
1100	$D^{d_8^2}$	$D^{d_8^2}$
1101	$D^{d_7^2}$	$D^{d_7^2}$
1110	$(D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/2$	$(D^{d_5^2} + D^{d_7^2})/2$
1111	$D^{d_6^2}$	$D^{d_6^2}$

また $X_p \to X_q$ の遷移をする際の入出力シンボルの組み合わせを列挙すると表2.9のようになる。

表 2.9 シンボルレート可変 Pragmatic TC-16PSK の
入出力シンボル ($r = 3/4, K = 3$)

	$X_p \to X_q$	Input/Output Symbols			
g1	$X_0 \to X_1$	000/0000 0010/0100;	010/0100 0010/0010;	100/1000 0010/0010;	110/1100 0010/0010
		000/0000 0110/0110;	010/0100 0110/0110;	100/1000 0110/0110;	110/1100 0110/0110
		000/0000 1010/1010;	010/0100 1010/1010;	100/1000 1010/1010;	110/1100 1010/1010
		000/0000 1110/1110;	010/0100 1110/1110;	100/1000 1110/1110;	110/1100 1110/1110
		001/0011 0010/0001;	011/0111 0010/0001;	101/1011 0010/0001;	111/1111 0010/0001
		001/0011 0110/0101;	011/0111 0110/0101;	101/1011 0110/0101;	111/1111 0110/0101
		001/0011 1010/1001;	011/0111 1010/1001;	101/1011 1010/1001;	111/1111 1010/1001
		001/0011 1110/1101;	011/0111 1110/1101;	101/1011 1110/1101;	111/1111 1110/1101

g_2	$X_0 \to X_3$	000/0000 0010/0100;	010/0100 0010/0010;	100/1000 0010/0010;	110/1100 0010/0010
		000/0000 0110/0110;	010/0100 0110/0110;	100/1000 0110/0110;	110/1100 0110/0110
		000/0000 1010/1010;	010/0100 1010/1010;	100/1000 1010/1010;	110/1100 1010/1010
		000/0000 1110/1110;	010/0100 1110/1110;	100/1000 1110/1110;	110/1100 1110/1110
		001/0011 0010/0001;	011/0111 0010/0001;	101/1011 0010/0001;	111/1111 0010/0001
		001/0011 0110/0101;	011/0111 0110/0101;	101/1011 0110/0101;	111/1111 0110/0101
		001/0011 1010/1001;	011/0111 1010/1001;	101/1011 1010/1001;	111/1111 1010/1001
		001/0011 1110/1101;	011/0111 1110/1101;	101/1011 1110/1101;	111/1111 1110/1101
g_3	$X_0 \to X_2$	000/0000 0001/0001;	010/0100 0001/0001;	100/1000 0001/0001;	110/1100 0001/0001
		000/0000 0101/0101;	010/0100 0101/0101;	100/1000 0101/0101;	110/1100 0101/0101
		000/0000 1001/1001;	010/0100 1001/1001;	100/1000 1001/1001;	110/1100 1001/1001
		000/0000 1101/1101;	010/0100 1101/1101;	100/1000 1101/1101;	110/1100 1101/1101
		001/0011 0001/0010;	011/0111 0001/0010;	101/1011 0001/0010;	111/1111 0001/0010
		001/0011 0101/0110;	011/0111 0101/0110;	101/1011 0101/0110;	111/1111 0101/0110
		001/0011 1001/1010;	011/0111 1001/1010;	101/1011 1001/1010;	111/1111 1001/1010
		001/0011 1101/1110;	011/0111 1101/1110;	101/1011 1101/1110;	111/1111 1101/1110
g_4	$X_0 \to X_0$	001/0011 0000/0011;	011/0111 0000/0011;	101/1011 0000/0011;	111/1111 0000/0011
		001/0011 0100/0111;	011/0111 0100/0111;	101/1011 0100/0111;	111/1111 0100/0111
		001/0011 1000/1011;	011/0111 1000/1011;	101/1011 1000/1011;	111/1111 1000/1011
		001/0011 1100/1111;	011/0111 1100/1111;	101/1011 1100/1111;	111/1111 1100/1111
g_5	$X_1 \to X_2$	000/0001 0001/0000;	010/0101 0001/0000;	100/1001 0001/0000;	110/1101 0001/0000
		000/0001 0101/0100;	010/0101 0101/0100;	100/1001 0101/0100;	110/1101 0101/0100
		000/0001 1001/1000;	010/0101 1001/1000;	100/1001 1001/1000;	110/1101 1001/1000
		000/0001 1101/1100;	010/0101 1101/1100;	100/1001 1101/1100;	110/1101 1101/1100
		001/0010 0001/0011;	011/0110 0001/0011;	101/1010 0001/0011;	111/1110 0001/0011
		001/0010 0101/0111;	011/0110 0101/0111;	101/1010 0101/0111;	111/1110 0101/0111
		001/0010 1001/1011;	011/0110 1001/1011;	101/1010 1001/1011;	111/1110 1001/1011
		001/0010 1101/1111;	011/0110 1101/1111;	101/1010 1101/1111;	111/1110 1101/1111
g_6	$X_2 \to X_1$	000/0011 0010/0010;	010/0111 0010/0010;	100/1010010/0010;	110/1111 0010/0010
		000/0011 0110/0110;	010/0111 0110/0110;	100/1010110/0110;	110/1111 0110/0110
		000/0011 1010/1010;	010/0111 1010/1010;	100/1011010/1010;	110/1111 1010/1010
		000/0011 1110/1110;	010/0111 1110/1110;	100/1011110/1110;	110/1111 1110/1110
		001/0000 0010/0001;	011/0100 0010/0001;	011/0100 0010/0001;	011/0100 0010/0001
		001/0000 0110/0101;	011/0100 0110/0101;	011/0100 0110/0101;	011/0100 0110/0101
		001/0000 1010/1001;	011/0100 1010/1001;	011/0100 1010/1001;	011/0100 1010/1001
		001/0000 1110/1101;	011/0100 1110/1101;	011/0100 1110/1101;	011/0100 1110/1101
g_7	$X_1 \to X_1$	000/0001 0010/0011;	010/0101 0010/0011;	100/1001 0010/0011;	110/1101 0010/0011
		000/0001 0110/0111;	010/0101 0110/0111;	100/1001 0110/0111;	110/1101 0110/0111
		000/0001 1010/1011;	010/0101 1010/1011;	100/1001 1010/1011;	110/1101 1010/1011
		000/0001 1110/1111;	010/0101 1110/1111;	100/1001 1110/1111;	110/1101 1110/1111
		001/0010 0010/0000;	011/0110 0010/0000;	101/1010 0010/0000;	111/1110 0010/0000
		001/0010 0110/0100;	011/0110 0110/0100;	101/1010 0110/0100;	111/1110 0110/0100
		001/0010 1010/1000;	011/0110 1010/1000;	101/1010 1010/1000;	111/1110 1010/1000
		001/0010 1110/1100;	011/0110 1110/1100;	101/1010 1110/1100;	111/1110 1110/1100
g_8	$X_2 \to X_2$	000/0011 0001/0001;	010/0111 0001/0001;	100/1011 0001/0001;	110/1111 0001/0001
		000/0011 0101/0101;	010/0111 0101/0101;	100/1011 0101/0101;	110/1111 0001/0001
		000/0011 1001/1001;	010/0111 1001/1001;	100/1011 1001/1001;	110/1111 0001/0001
		000/0011 1101/1101;	010/0111 1101/1101;	100/1011 1101/1101;	110/1111 0001/0001
		001/0000 0001/0010;	011/0100 0001/0010;	101/1000 0001/0010;	111/1100 0001/0010
		001/0000 0101/0110;	011/0100 0101/0110;	101/1000 0101/0110;	111/1100 0101/0110
		001/0000 1001/1010;	011/0100 1001/1010;	101/1000 1001/1010;	111/1100 1001/1010
		001/0000 1101/1110;	011/0100 1101/1110;	101/1000 1101/1110;	111/1100 1101/1110

g_9	$X_1 \rightarrow X_0$	000/0001 0000/0001;	010/0101 0000/0001;	100/1001 0000/0001;	110/1101 0000/0001
		000/0001 0100/0101;	010/0101 0100/0101;	100/1001 0100/0101;	110/1101 0100/0101
		000/0001 1000/1001;	010/0101 1000/1001;	100/1001 1000/1001;	110/1101 1000/1001
		000/0001 1100/1101;	010/0101 1100/1101;	100/1001 1100/1101;	110/1101 1100/1101
		001/0010 0000/0010;	011/0110 0000/0010;	101/1010 0000/0010;	111/1110 0000/0010
		001/0010 0100/0110;	011/0110 0100/0110;	101/1010 0100/0110;	111/1110 0100/0110
		001/0010 1000/1010;	011/0110 1000/1010;	101/1010 1000/1010;	111/1110 1000/1010
		001/0010 1100/1110;	011/0110 1100/1110;	101/1010 1100/1110;	111/1110 1100/1110
g_{10}	$X_2 \rightarrow X_0$	000/0011 0000/0000;	010/0111 0000/0000;	100/1011 0000/0000;	110/1111 0000/0000
		000/0011 0100/0100;	010/0111 0100/0100;	100/1011 0100/0100;	110/1111 0100/0100
		000/0011 1000/1000;	010/0111 1000/1000;	100/1011 1000/1000;	110/1111 1000/1000
		000/0011 1100/1100;	010/0111 1100/1100;	100/1011 1100/1100;	110/1111 1100/1100
		001/0000 0000/0011;	011/0100 0000/0011;	101/1000 0000/0011;	111/1100 0000/0011
		001/0000 0100/0111;	011/0100 0100/0111;	101/1000 0100/0111;	111/1100 0100/0111
		001/0000 1000/1011;	011/0100 1000/1011;	101/1000 1000/1011;	111/1100 1000/1011
		001/0000 1100/1111;	011/0100 1100/1111;	101/1000 1100/1111;	111/1100 1100/1111
g_{11}	$X_1 \rightarrow X_3$	000/0001 0011/0010;	010/0101 0011/0010;	100/1001 0011/0010;	110/1101 0011/0010
		000/0001 0111/0110;	010/0101 0111/0110;	100/1001 0111/0110;	110/1101 0111/0110
		000/0001 1011/1010;	010/0101 1011/1010;	100/1001 1011/1010;	110/1101 1011/1010
		000/0001 1111/1110;	010/0101 1111/1110;	100/1001 1111/1110;	110/1101 1111/1110
		001/0010 0011/0001;	011/0110 0011/0001;	101/1010 0011/0001;	111/1110 0011/0001
		001/0010 0111/0101;	011/0110 0111/0101;	101/1010 0111/0101;	111/1110 0111/0101
		001/0010 1011/1001;	011/0110 1011/1001;	101/1010 1011/1001;	111/1110 1011/1001
		001/0010 1111/1101;	011/0110 1111/1101;	101/1010 1111/1101;	111/1110 1111/1101
g_{12}	$X_3 \rightarrow X_1$	000/0010 0010/0011;	010/0110 0010/0011;	100/1010 0010/0011;	110/1111 0010/0011
		000/0010 0110/0111;	010/0110 0110/0111;	100/1010 0110/0111;	110/1111 0110/0111
		000/0010 1010/1011;	010/0110 1010/1011;	100/1010 1010/1011;	110/1111 1010/1011
		000/0010 1110/1111;	010/0110 1110/1111;	100/1010 1110/1111;	110/1111 1110/1111
		001/0001 0010/0000;	011/0101 0010/0000;	101/1001 0010/0000;	111/1101 0010/0000
		001/0001 0110/0100;	011/0101 0110/0100;	101/1001 0110/0100;	111/1101 0110/0100
		001/0001 1010/1000;	011/0101 1010/1000;	101/1001 1010/1000;	111/1101 1010/1000
		001/0001 1110/1100;	011/0101 1110/1100;	101/1001 1110/1100;	111/1101 1110/1100
g_{13}	$X_2 \rightarrow X_3$	000/0011 0011/0011;	010/01111 0011/0011;	100/1011 0011/0011;	110/1111 0011/0011
		000/0011 0111/0111;	010/01111 0111/0111;	100/1011 0111/0111;	110/1111 0111/0111
		000/0011 1011/1011;	010/01111 1011/1011;	100/1011 1011/1011;	110/1111 1011/1011
		000/0011 1111/1111;	010/01111 1111/1111;	100/1011 1111/1111;	110/1111 1111/1111
		001/0000 0011/0000;	011/0100 0011/0000;	101/1000 0011/0000;	111/1100 0011/0000
		001/0000 0111/0100;	011/0100 0111/0100;	101/1000 0111/0100;	111/1100 0111/0100
		001/0000 1011/1000;	011/0100 1011/1000;	101/1000 1011/1000;	111/1100 1011/1000
		001/0000 1111/1100;	011/0100 1111/1100;	101/1000 1111/1100;	111/1100 1111/1100
g_{14}	$X_3 \rightarrow X_2$	000/0010 0001/0000;	010/0110 0001/0000;	100/1010 0001/0000;	110/1110 0001/0000
		000/0010 0101/0100;	010/0110 0101/0100;	100/1010 0101/0100;	110/1110 0101/0100
		000/0010 1001/1000;	010/0110 1001/1000;	100/1010 1001/1000;	110/1110 1001/1000
		000/0010 1101/1100;	010/0110 1101/1100;	100/1010 1101/1100;	110/1110 1101/1100
		001/0001 0001/0011;	011/0101 0001/0011;	101/1001 0001/0011;	111/1101 0001/0011
		001/0001 0101/0111;	011/0101 0101/0111;	101/1001 0101/0111;	111/1101 0101/0111
		001/0001 1001/1011;	011/0101 1001/1011;	101/1001 1001/1011;	111/1101 1001/1011
		001/0001 1101/1111;	011/0101 1101/1111;	101/1001 1101/1111;	111/1101 1101/1111
g_{15}	$X_3 \rightarrow X_0$	000/0010 0000/0011;	010/0110 0000/0001;	100/1010 0000/0001;	110/1110 0000/0001
		000/0010 0100/0111;	010/0110 0100/0101;	100/1010 0100/0101;	110/1110 0100/0101
		000/0010 1000/1011;	010/0110 1000/1001;	100/1010 1000/1001;	110/1110 1000/1001
		000/0010 1100/1111;	010/0110 1100/1101;	100/1010 1100/1101;	110/1110 1100/1101
		001/0001 0000/0010;	011/0101 0000/0010;	101/1001 0000/0010;	111/1101 0000/0010
		001/0001 0100/0110;	011/0101 0100/0110;	101/1001 0100/0110;	111/1101 0100/0110
		001/0001 1000/1010;	011/0101 1000/1010;	101/1001 1000/1010;	111/1101 1000/1010
		001/0001 1100/1110;	011/0101 1100/1110;	101/1001 1100/1110;	111/1101 1100/1110

g16	$X_3 \to X_3$	000/0010 0011/0010; 000/0010 0111/0110; 000/0010 1011/1010; 000/0010 1111/1110; 001/0001 0011/0001; 001/0001 0111/0101; 001/0001 1011/1001; 001/0001 1111/1101;	010/0110 0011/0010; 010/0110 0111/0110; 010/0110 1011/1010; 010/0110 1111/1110; 011/0101 0011/0001; 011/0101 0111/0101; 011/0101 1011/1001; 011/0101 1111/1101;	100/1010 0011/0010; 100/1010 0111/0110; 100/1010 1011/1010; 100/1010 1111/1110; 101/1001 0011/0001; 101/1001 0111/0101; 101/1001 1011/1001; 101/1001 1111/1101;	110/1110 0011/0010 110/1110 0111/0110 110/1110 1011/1010 110/1110 1111/1110 111/1101 0011/0001 111/1101 0111/0101 111/1101 1011/1001 111/1101 1111/1101

以上より、 $g_1 \sim g_{16}$ は以下のように求められる。

$$g_1 = \left\{W(0000) + W(0100)I + W(1000)I + W(1100)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0010)I + W_p(0110)I^2 + W_p(1010)I^2 + W_p(1110)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0011)I + W(0111)I^2 + W(1011)I^2 + W(1111)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0001)I + W_p(0101)I^2 + W_p(1001)I^2 + W_p(1101)I^3\right\}$$

$$g_2 = \left\{W(0000) + W(0100)I + W(1000)I + W(1100)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0011)I^2 + W_p(0111)1I^3 + W_p(1011)I^3 + W_p(1110)I^4\right\}$$
$$+ \left\{W(0011)I + W(0111)I^2 + W(1011)I^2 + W(1111)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0000)I^2 + W_p(0100)I^3 + W_p(1000)I^3 + W_p(1100)I^4\right\}$$

$$g_3 = \left\{W(0000) + W(0100)I + W(1000)I + W(1100)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0001)I + W_p(0101)I^2 + W_p(1001)I^2 + W_p(1101)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0011)I + W(0111)I^2 + W(1011)I^2 + W(1111)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0010)I + W_p(0110)I^2 + W_p(1010)I^2 + W_p(1110)I^3\right\}$$

$$g_4 = \left\{W(0011)I + W(0111)I^2 + W(1011)I^2 + W(1111)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0011) + W_p(0111)I + W_p(1011)I + W_p(1111)I^2\right\}$$

$$g_5 = \left\{W(0001) + W(0101)I + W(1001)I + W(1101)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0000)I + W_p(0100)I^2 + W_p(1000)I^2 + W_p(1100)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0010)I + W(0110)I^2 + W(1010)I^2 + W(1110)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0011)I + W_p(0111)I^2 + W_p(1011)I^2 + W_p(1111)I^3\right\}$$

$$g_6 = \left\{W(0011) + W(0111)I + W(1011)I + W(1111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0010)I + W_p(0110)I^2 + W_p(1010)I^2 + W_p(1110)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0000)I + W(0100)I^2 + W(1000)I^2 + W(1100)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0001)I + W_p(0101)I^2 + W_p(1001)I^2 + W_p(1101)I^3\right\}$$

$$g_7 = \left\{W(0001) + W(0101)I + W(1001)I + W(1101)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0011)I + W_p(0111)I^2 + W_p(1011)I^2 + W_p(1111)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0010)I + W(0110)I^2 + W(1010)I^2 + W(1110)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0000)I + W_p(0100)I^2 + W_p(1000)I^2 + W_p(1100)I^3\right\}$$

$$g_8 = \left\{W(0011) + W(0111)I + W(1011)I + W(1111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0001)I + W_p(0101)I^2 + W_p(1001)I^2 + W_p(1101)I^3\right\}$$
$$+ \left\{W(0000)I + W(0100)I^2 + W(1000)I^2 + W(1100)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0010)I + W_p(0110)I^2 + W_p(1010)I^2 + W_p(1110)I^3\right\}$$

$$g_9 = \left\{W(0001) + W(0101)I + W(1001)I + W(1101)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0001) + W_p(0101)I + W_p(1001)I + W_p(1101)I^2\right\}$$
$$+ \left\{W(0010)I + W(0110)I^2 + W(1010)I^2 + W(1110)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0010) + W_p(0110)I + W_p(1010)I + W_p(1110)I^2\right\}$$

$$g_{10} = \left\{W(0011) + W(0111)I + W(1011)I + W(1111)I^2\right\} \cdot \left\{W_p(0000) + W_p(0100)I + W_p(1000)I + W_p(1100)I^2\right\}$$
$$+ \left\{W(0000)I + W(0100)I^2 + W(1000)I^2 + W(1100)I^3\right\} \cdot \left\{W_p(0011) + W_p(0111)I + W_p(1011)I + W_p(1111)I^2\right\}$$

$$
\begin{aligned}
g_{11} = &\left\{W(0001)+W(0101)I+W(1001)I+W(1101)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0010)I^2+W_p(0110)I^3+W_p(1010)I^3+W_p(1110)I^4\right\}\\
&+\left\{W(0010)I+W(0110)I^2+W(1010)I^2+W(1110)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0001)I^2+W_p(0101)I^3+W_p(1001)I^3+W_p(1101)I^4\right\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
g_{12} = &\left\{W(0010)+W(0110)I+W(1010)I+W(1111)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0011)I+W_p(0111)I^2+W_p(1011)I^2+W_p(1111)I^3\right\}\\
&+\left\{W(0001)I+W(0101)I^2+W(1001)I^2+W(1101)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0000)I+W_p(0100)I^2+W_p(1000)I^2+W_p(1100)I^3\right\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
g_{13} = &\left\{W(0011)+W(0111)I+W(1011)I+W(1111)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0011)I^2+W_p(0111)I^3+W_p(1011)I^3+W_p(1111)I^4\right\}\\
&+\left\{W(0000)I+W(0100)I^2+W(1000)I^2+W(1100)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0000)I^2+W_p(0100)I^3+W_p(1000)I^3+W_p(1100)I^4\right\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
g_{14} = &\left\{W(0010)+W(0110)I+W(1010)I+W(1110)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0000)I+W_p(0100)I^2+W_p(1000)I^2+W_p(1100)I^3\right\}\\
&+\left\{W(0001)I+W(0101)I^2+W(1001)I^2+W(1101)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0011)I+W_p(0111)I^2+W_p(1011)I^2+W_p(1111)I^3\right\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
g_{15} = &\left\{W(0010)+W(0110)I+W(1010)I+W(1110)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0001)+W_p(0101)I+W_p(1001)I+W_p(1101)I^2\right\}\\
&+\left\{W(0001)I+W(0101)I^2+W(1001)I^2+W(1101)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0010)+W_p(0110)I^2+W_p(1010)I+W_p(1110)I^2\right\}
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
g_{16} = &\left\{W(0010)+W(0110)I+W(1010)I+W(1110)I^2\right\}\cdot\left\{W_p(0010)I^2+W_p(0110)I^3+W_p(1010)I^3+W_p(1110)I^4\right\}\\
&+\left\{W(0001)I+W(0101)I^2+W(1001)I^2+W(1101)I^3\right\}\cdot\left\{W_p(0001)I^2+W_p(0101)I^3+W_p(1001)I^3+W_p(1101)I^4\right\}
\end{aligned}
\tag{2.50}
$$

式(2.50)を式(2.31)に代入することで$T(D,I)$を求めることができる。

次にパラレル・トランジションのビット誤り率$P_{\parallel}$は文献[94]より、TC-16PSKのとき

$$
P_{\parallel} = \frac{2}{3}Q\left(\sqrt{\frac{E_s}{N_0}}\right) \tag{2.51}
$$

で与えられる。

以上より、提案方式の平均情報ビット数m_{ave}は$r=3/4$のとき3.5なることを考慮して、式(2.31)、(2.33)、(2.50)、(2.51)から、ビット誤り率の上界式は以下のように求められる。

$$
P_b \le \frac{2}{7}Q\left(\sqrt{\frac{0.369E_s}{N_0}}\right)\exp\left(\frac{0.1845E_s}{N_0}\right)\frac{\partial T(D,I)}{\partial I}\Bigg|_{I=1;D=\exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}\right)} + \frac{2}{3}Q\left(\sqrt{\frac{E_s}{N_0}}\right) \tag{2.52}
$$

2.3.2.2 数値計算例

2.3.2.1 で求めた $r=3/4$ の TC-QPSK、TC-8PSK、TC-16PSK の誤り率特性の理論特性（上界値）と計算機シミュレーションによる特性を図 2.13 に示す。図 2.13 において、各方式共に SNR が高くなるにつれてシミュレーション特性が上界値に沿っていることが分かる。

Pragmatic TC-2^{m+1}PSK は $r=m/(m+1)$ の畳み込み符号と double-Gray-coded マッピングを組み合わせることで、帯域を拡大することなく符号化利得を得る。これに対してシンボルレート可変 Pragmatic TC-2^{m}PSK は帯域を $m/(2r+m-2)$ 拡大することで利得を得る。図 2.14 に Pragmatic TC-8PSK とシンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK 並びに Pragmatic TC-16PSK とシンボルレート可変 Pragmatic TC-8PSK の特性を示す。図 2.14 において、提案方式と従来方式はほぼ同じ傾きのグラフになっており、どの BER レベルにおいても同程度の符号化利得の差が生じている。シンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK は Pragmatic TC-8PSK に比べて約 2.0dB、シンボルレート可変 Pragmatic TC-8PSK も Pragmatic TC-16PSK に比べて約 2.0dB 高い符号化利得が得られることが分かる。

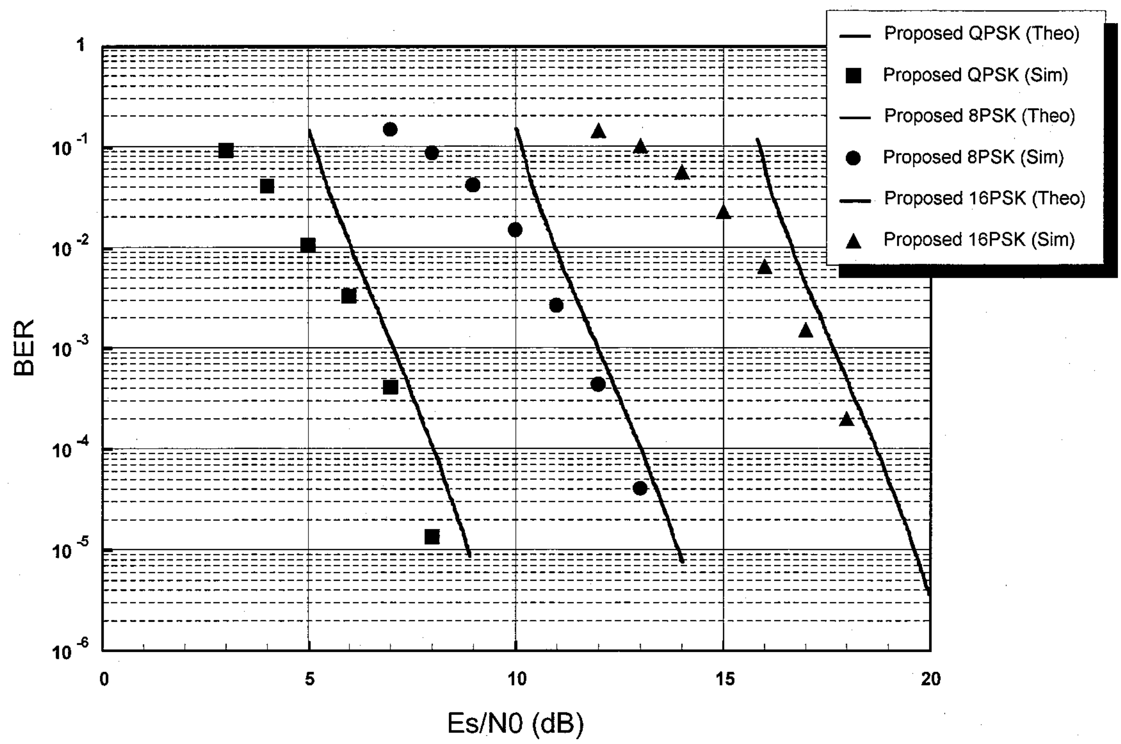


図 2.13 シンボルレート可変 TCM の AWGN 伝送路における誤り率特性

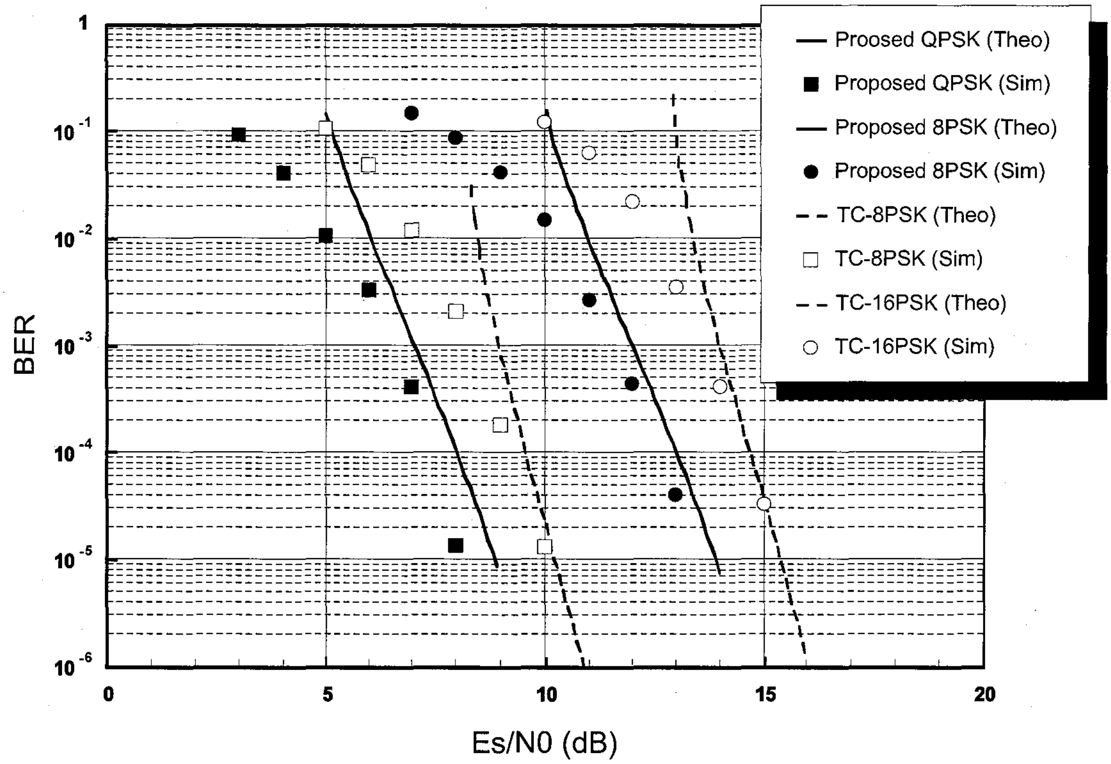


図 2.14 シンボルレート可変 TCM と従来の Pragmatic TCM の特性比較
(シンボルレート可変 TCM: r=3/4, K=3, Pragmatic TCM: r=1/2, K=3)

2.3.3 フェージング伝送路における特性

2.3.3.1 誤り率の導出

ここでは、フェージング伝送路として 1 波レイリー・フェージングを想定し、p.d.f.は式(2.53)で定義されるものとする。

$$f_{Ray}(a) = 2a\exp(-a^2), \qquad a \geq 0. \tag{2.53}$$

解析を簡単化するため、以下のような条件を仮定する。

- 伝送路の劣化要因はフェージングおよび AWGN による振幅変動のみとし、位相成分は常に一定とする。
- シンボル間干渉(ISI)は考慮しないものとする。
- 受信機側では、理想的な伝送路状態情報(CSI)が利用できるものとする。
- 理想的なインターリーブにより、各変調シンボルは互いに相関無く統計的に独立であるとする。

エラーイベント誤り率は、フェージング伝送路の振幅α_iを用いて以下の式で与えられる。

$$P(e) \le \sum_{L=1}^{\infty} \sum_{X_L} P(X_L) \sum_{X_L \ne X'_L} E\left[P(X_L \to X'_L | a_1, a_2, \cdots, a_L)\right] \tag{2.54}$$

最尤検波の受信機を仮定すると、$P(X_L \to X'_L \mid a_1, a_2, \cdots, a_L)$ は、

$$P(X_L \to X'_L | a_1, a_2, \cdots, a_L) = Q\left(\sqrt{\frac{E_s \sum_{n=1}^{L} a_n^2 d_M^2 (x_n, x'_n)}{2N_0}}\right) \tag{2.55}$$

で表すことができる。ここで

$$Q(y) \le \frac{1}{2} \exp\left(-\frac{y^2}{2}\right) \qquad y \ge 0 \tag{2.56}$$

を用いると、

$$\begin{aligned} P(X_L \to X'_L \mid a_1, a_2, \cdots, a_L) &\le \frac{1}{2} \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0} \sum_{n=1}^{L} a_n^2 d_M^2 (x_n, x'_n)\right) \\ &= \frac{1}{2} \prod_{n=1}^{L} \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0} a_n^2 d_M^2 (x_n, x'_n)\right) \end{aligned} \tag{2.57}$$

と表すことができる。式(2.57)をフェージング間隔で平均化すると、

$$E\left[P(X_L \to X_L' | a_1, a_2, \cdots, a_L)\right] = \frac{1}{2}\prod_{n=1}^{L}\int_{a_n} \exp\left(-\frac{E_s}{4N_0}a_n^2 d_M^2(x_n, x_n')\right) f_{Ray}(a_n) da_n$$
$$= \frac{1}{2}\prod_{n=1}^{L}\frac{1}{1+\frac{E_s}{4N_0}d_M^2(x_n, x_n')} \tag{2.58}$$

となる。式(2.58)を式(2.54)に代入すると

$$P(e) \le \frac{1}{2}\sum_{L=1}^{\infty}\sum_{X_L} P(X_L)\sum_{X_L \ne X_L'}\prod_{n=1}^{L}\frac{1}{1+\frac{E_s}{4N_0}d_M^2(x_n, x_n')} \tag{2.59}$$

となる。ここで遷移関数

$$T\left(\frac{E_s}{N_0}\right) = \sum_{L=1}^{\infty}\sum_{X_L} P(X_L)\sum_{X_L \ne X_L'}\prod_{n=1}^{L}\frac{1}{1+\frac{E_s}{4N_0}d_M^2(x_n, x_n')} \tag{2.60}$$

と定義すると、$T\left(\frac{E_s}{N_0}\right)$ は error-state diagram を用いて求めることができる。ただし、そのためには **2.3.2** で求めた error-state diagram のラベルをフェージングの影響を反映したものに変更する必要がある。文献[94]より、AWGN のときの $D^{d_M^2(x_n, x_n')}$ を $\{1+E_s d_M^2(x_n, x_n')/(4N_0)\}^{-1}$ に置き換えることで表現することができる。

よって、平均ビット誤り率は

$$P_b \le P_{\parallel} + \frac{1}{2m_{ave}} \cdot \frac{\partial T((E_s/N_0), I)}{\partial I}\Big|_{I=1} \tag{2.61}$$

で求められる。

ここで、TC-8PSK、TC-16PSK のパラレル・トランジションの誤り率 $P_{\parallel}$ は、それぞれ

$$
\begin{aligned}
P_{\|} &= \int_0^{\infty} \frac{1}{2} Q\left(\alpha \sqrt{\frac{2E_s}{N_0}} \right) \cdot f_{Ray}(a) da \\
&= \frac{1}{4}\left(1 - \sqrt{\frac{E_s / N_0}{1 + E_s / N_0}} \right)
\end{aligned}
\tag{2.62}
$$

及び

$$
\begin{aligned}
P_{\|} &= \int_0^{\infty} \frac{2}{3} Q\left(\alpha \sqrt{\frac{E_s}{N_0}} \right) \cdot f_{Ray}(a) da \\
&= \frac{1}{3}\left(1 - \sqrt{\frac{E_s / N_0}{2 + E_s / N_0}} \right)
\end{aligned}
\tag{2.63}
$$

となる。

2.3.3.2 数値計算例

レイリー・フェージング伝送路上におけるBER特性を理論解析とシミュレーションにより求めた。図2.15、2.16にシンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式と従来の Pragmatic TCM 方式の BER を示す。

図2.15にシンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK と Pragmatic TC-8PSK の特性を無符号化 QPSK の特性と共に示す。提案方式は従来方式と比較して BER=10^{-3} レベルで 4.0dB、BER=10^{-4} レベルで 10.0dB の符号化利得が得られる。

図 2.16 において E_b / N_0 が大きくなるに従って上界値とシミュレーション値が良く一致していることが分かる。従来方式と比較すると BER=10^{-3} レベルで 3.0dB、BER=10^{-4} レベルで 4.5dB の符号化利得が得られる。

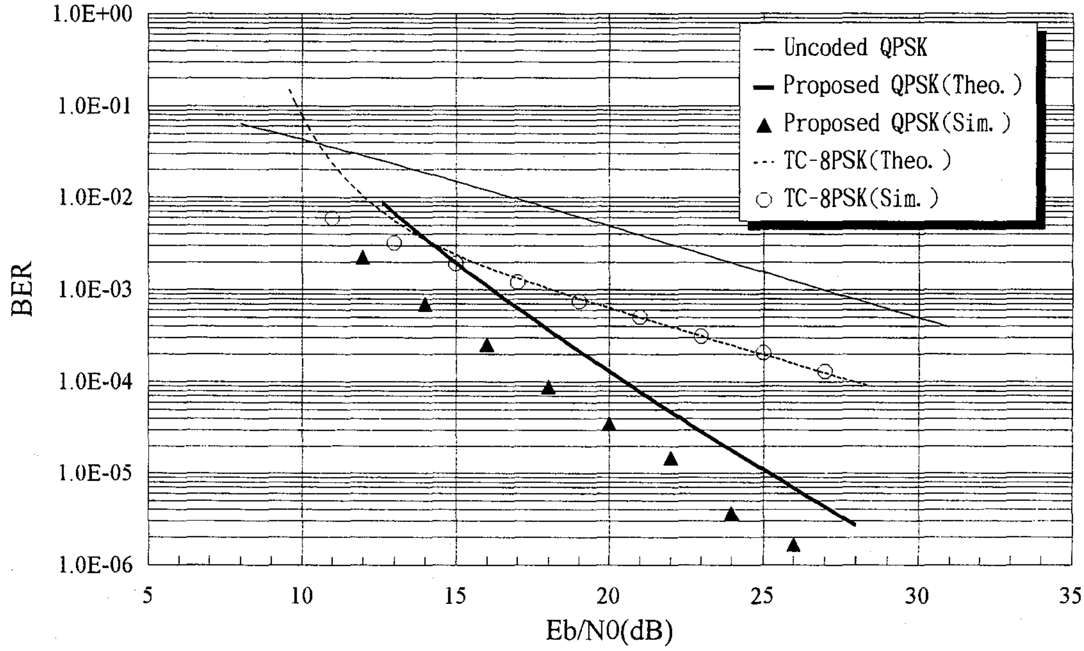


図 2.15 シンボルレート可変 Pragmatic TC-QPSK と従来の Pragmatic TC-8PSK の
レイリー・フェージング伝送路における特性比較

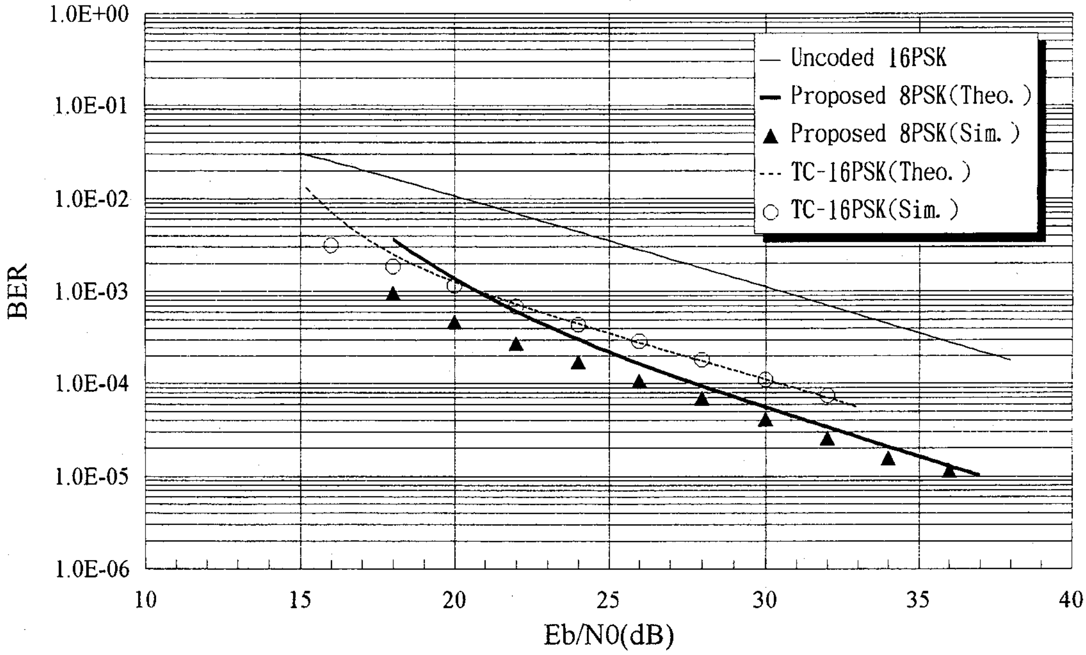


図 2.16 シンボルレート可変 Pragmatic TC-8PSK と従来の Pragmatic TC-16PSK の
レイリー・フェージング伝送路における特性比較

2.4 結言

本章では、シンボルレート可変 TCM 方式について誤り率特性の検討を行った。まず、シンボルレート可変 TCM 方式の概要について説明し、256QAM への適用例について帯域拡大率（周波数利用効率）と符号化利得がトレードオフの関係にあることを定量的に示した。次に、パラレル・トランジションの誤り率の劣化がより少ない Double-Gray-Coded マッピングを適用し、且つ従来から幅広く用いられている $r=1/2$ の最適畳み込み符号を原符号とするパンクチャド符号を用いて最適な符号構成が実現できる、シンボルレート可変 Pragmatic TC-MPSK 方式を提案し、AWGN 伝送路及びレイリー・フェージング伝送路上における誤り率を理論解析により導出した。そして計算機シミュレーションにより、理論特性の有効性を確認した。また、従来の Pragmatic TCM 方式に比べて高い符号化利得が得られることも示した。

第 3 章
バッファサイズを有限にした Selective-Repeat (SR) ARQ の特性解析

3.1 緒言

ARQ は誤り訂正符号と並んで代表的な誤り制御方式の１つであり、ディジタル・データ通信システムにおいては、その高い信頼性を確保する手段の１つとして広く採用されている。特に移動通信における高品質のデータ伝送方式には ARQ は必要不可欠の技術である。そして ARQ の採用に当たっては、プロトコルの複雑さ、再送に必要なバッファサイズを最小限に抑え、かつ高いスループットを実現することが要求される。これまでにもさまざまな方式が提案され、実用化されているが、中でもよく知られている方式の１つに受信バッファサイズを有限にした Selective-Repeat (SR) ARQ としてモード切替型 ARQ がある。これは、最初は SR モードによる伝送を行い、同じ番号のブロックが所定の回数連続して誤ったときにもう１つのモードに切り替えることで、できるだけ SR による高い伝送効率を維持しながら有限のバッファサイズを実現する方法である。この方法では、SR モード以外のもう１つのモードの特性が方式全体の特性に大きな影響を与える。すなわち、もう１つのモードがスループット特性の優れた方式であれば理想的な SR プロトコルのスループット特性からの劣化が少なく高い特性を維持することが可能となる。また、そのモードが簡単なプロトコルであればあるほど、方式全体が簡単なプロトコルで実現できる。

本章では、送信バッファに蓄えられた誤りのあるブロックを順番に繰り返し送信する Multicopy (MC)モードを提案し、その有効性を示す。**3.2** では、まず SR+MC 方式の概要を示し、**3.3** で SR+MC 方式の AWGN 伝送路上での ARQ のスループット特性を解析すると共に、Round-Trip-Delay(RTD)とスループットの関係を明らかにする。次に、**3.4** でフェージング伝送路上での特性評価を行う。このとき、フェージング伝送路では一般に ARQ のみではスループットの低下が著しいため、誤り訂正符号と組み合わせる Hybrid ARQ が採用されることが多い。そこで、本論文では RS 符号を用いた Type-I Hybrid ARQ について検

討を加える。そして受信機側において、誤り訂正のみを行う場合と、受信信号の振幅が所定の値 a_T 以下のときはその受信シンボルを消失と見なして誤り訂正する消失訂正能力を適用する場合との両方についてライス・フェージング及びレイリー・フェージング伝送路上でのスループット特性を解析すると共に、消失訂正能力を利用した場合の a_T の最適値を明らかにする。

3.2 提案方式概要

ここでは、解析を簡単にするため RTD=N ブロック、受信バッファサイズ N ブロックの場合について検討を行う。本方式の伝送手順を簡単に以下に示す。

手順 1

送信側で ACK を受け取った場合は、送信バッファに蓄えられたそのブロックのコピーを破棄し、次の新しいブロックを送信する。送信側で NAK を受け取った場合は、送信バッファに蓄えられたそのブロックのコピーを用いてもう一度そのブロックを送信する。このブロックに対して送信側で ACK を受け取った場合には**手順 2a** へ進み、NAK を受け取った場合には**手順 2b** へ進む。

手順 2a：SR モード

送信バッファに蓄えられたそのブロックのコピーを破棄して次の新しいブロックを送信し、**手順 1** へ戻る。

手順 2b：MC モード

次に送信する N 個のブロックを 1 サイクルとみなし、1 サイクル内に送信されるブロックを、以下の手順で繰り返す。そして、全ての再送ブロックに対して ACK を受け取ったら**手順 1** へ戻る。

(2b-1)：送信バッファ内に蓄えられた j 個の再送ブロックのコピー ($1 \leq j \leq N$) を、同じ個数ずつ N 個分送信する。(実際には $\lfloor N/j \rfloor$*個または $\lfloor N/j \rfloor+1$ 個の計 N 個分)

(2b-2)：**手順(2b-1)**を送信バッファ内に蓄えられた全ての再送ブロックに対して送信側で ACK を受け取るまで繰り返す。

図 3.1 に N=4 時の例を示す。図 3.1 において、第 1 番目のブロックは送信側から送られた後その ACK が 4 ブロック後に返ってくる。この RTD の間に第 2，3，4 番目のブロックが送信されている。第 1 番目のブロックの ACK が送信側に戻ってくると、送信バッファ内に蓄えら

---

* $\lfloor x \rfloor$ は x を越えない最大の整数。

れている第１番目のブロックは破棄され、第５番目のブロックが送信される。第２番目のブロックと第３番目のブロックの２つが送信側で NAK を受け取ったので、**手順 1** に従って送信バッファに蓄えられている第２番目のブロックと第３番目のブロックを再送信する。しかし、送信側では再び第２番目のブロックと第３番目のブロックの NAK を受け取ったため、SR　モードから MC モードにモードを切り替え、**手順 2b** に従って第２番目のブロックと第３番目のブロックをそれぞれ２個ずつ（計４個）繰り返し送信する。また、このとき受信バッファには第２，３，４，５番目のブロックが蓄えられているため、第６，７番目のブロックがオーバーフローする。従って受信側はこの２つのブロックに対する NAK を返送し、これらのブロックは MC モード終了後、再度送信側から送信される。ここで s を MC モードの始まりからの RTD サイクル数とする。モード切替直後のサイクル（s=0）においては、第２，３番目のブロックが交互に繰り返し送信されるが、次のサイクル（s=1）の開始時刻においても、このサイクルで再送すべきブロックは第２，３番目のブロックと判断され、s=0 のサイクルと同様、第２，３番目のブロックが交互に繰り返し送信される。一般に送信バッファ内に蓄えられた j 個のブロック（$1 \le j \le N$）が RTD の間、巡回的に繰り返し送信される。各ブロックの繰り返し個数は $\lfloor N/j \rfloor$ 個あるいは $\lfloor N/j \rfloor + 1$ 個となる。s=2 のサイクルでは第３番目のブロックは既に s=1 のサイクルで ACK となっているのでこのサイクルでは送信する必要はない。従って第２番目のブロックのみ RTD の間連続的に送信する。そして第２番目のブロックの ACK を受信した後（調度このサイクルの最後）、送信バッファ内に蓄えられた再送ブロックが無くなるので MC モードから SR モードに戻る。そして第６番目と７番目のブロックがオーバーフローしていたので、SR モードは第６番目のブロックの送信から始まる。

この提案方式は SR+ST Scheme 2 [42]を改良した方式である。そこで従来方式からの改善点を説明するために、SR+ST Scheme 2 の例を図 3.2 に示す。図 3.2 において、SR モードの送信手順は提案方式と同じである。第２番目のブロックの NAK を連続して２回受け取ったので、送信側のモードは SR モードから ST モードに切り替わる。ST モードにおいて、最初に NAK となったブロックは、そのブロックに対する ACK を受け取るまで繰り返し送信される。そして次に NAK となったブロックについても同様に、そのブロックに対する ACK を受け取るまで送信が繰り返される。そして送信バッファに蓄えられたブロックが全て ACK となるまでこのモードが繰り返される。すなわち図 3.2 においては、まず第２番目のブロックが ACK になるまで繰り返し送信される。そして次に NAK となった第３番目のブロックについても同様に ACK を受け取るまで送信が繰り返される。第３番目のブロックに対する ACK を受け取ったら、第６番目のブロックについて同じ操作が繰り返されて ACK になると、すべての送信バッファに蓄えられたすべてのブロックが ACK になったので、再び SR モードに戻る。

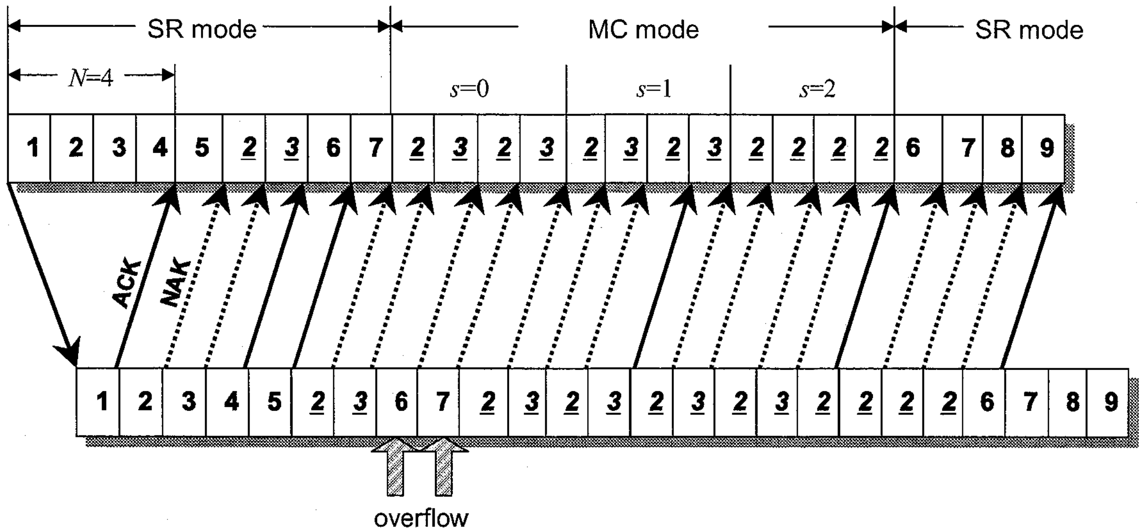


図 3.1　提案方式（RTD=4、N=4）

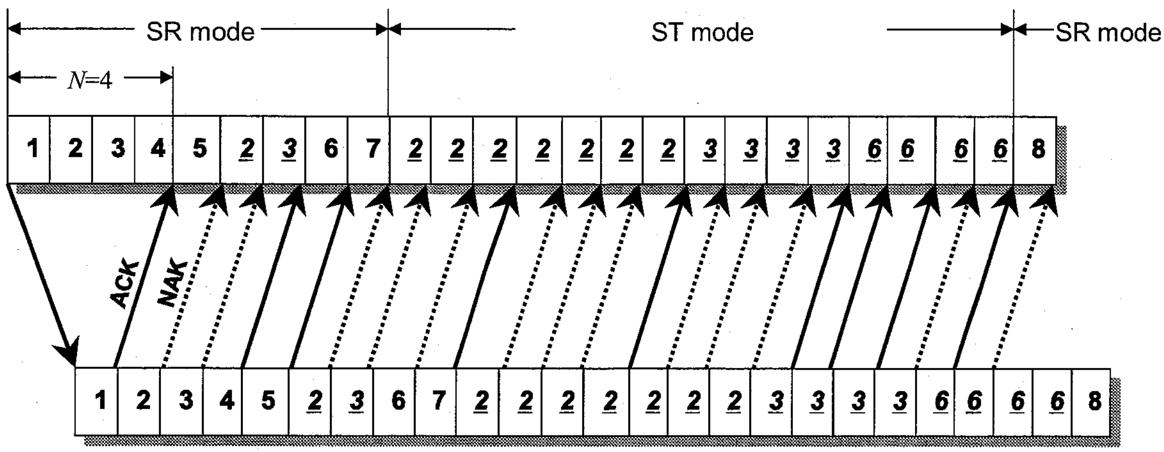


図 3.2　SR+ST Scheme2 方式（RTD=4、N=4）

3.3 AWGN 伝送路における特性

3.3.1 スループットの導出

提案方式のスループットを理論解析により求める。図 3.3 に提案方式の解析モデルを示す。ここで、p をビット誤り率、P_c を n_ℓ ビットの伝送ブロックが正しく受信側に受け取られる確率とする。更に各ブロックは十分なパリティ・チェックを付加しており、受信側での誤り検出の見逃しは無いものとする。よって P_c は以下の式で表される。

$$P_c = (1-p)^{n_\ell} \tag{3.1}$$

いま、第 l 番目のブロック（$l \geq 1$）が初めて 2 回連続して NAK となり、MC モードに切り替わるとする。このときスループット η は、

$$\eta = \sum_{l=1}^{\infty} \Pr(l) \cdot \eta(l) \tag{3.2}$$

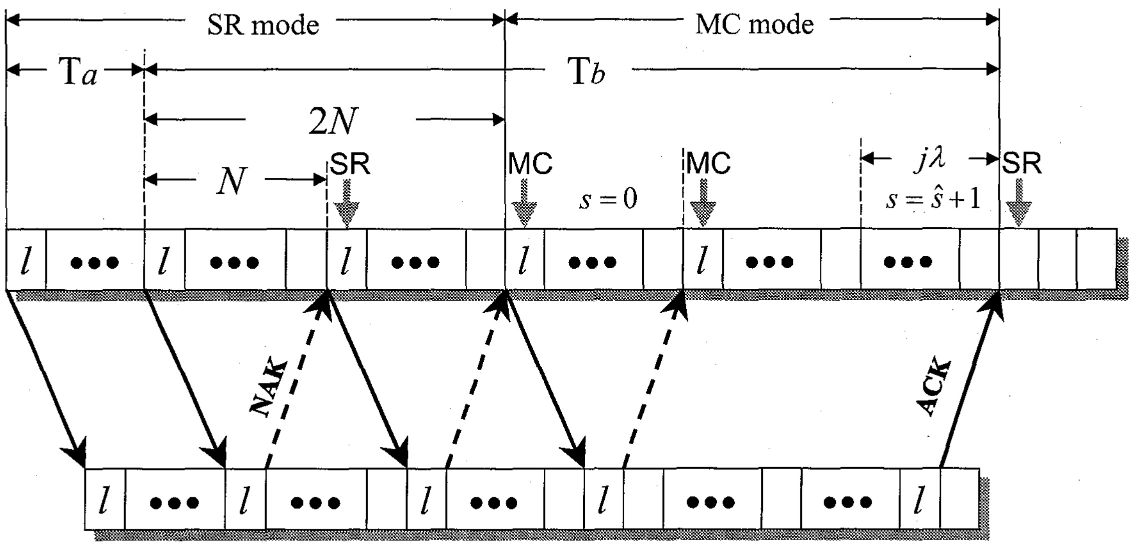


図 3.3 提案方式の解析モデル

と表すことができる。ここで、$\Pr(l)$ は第 l 番目のブロックが初めて2回連続して NAK となり、モード切替が生じる確率、$\eta(l)$ はそのときの条件付きスループットである。
すなわち、$\Pr(l)$、$\eta(l)$ はそれぞれ、

$$\Pr(l) = \{1-(1-P_C)^2\}^{l-1}\cdot(1-P_C)^2 \tag{3.3}$$

$$\eta(l) = \frac{\mathrm{I}(l)}{\mathrm{T}(l)} \tag{3.4}$$

となる。式(3.4)における $\mathrm{I}(l)$、$\mathrm{T}(l)$ は、それぞれ第 l 番目のブロックが初めて2回連続して NAK となり、モード切替が生じたとき受信側に正しく受け取られた条件付き平均ブロック数、及び $\mathrm{I}(l)$ 個のブロックを伝送するのに費やされた条件付き平均ブロック数とする。

$\mathrm{I}(l)$ は、l-1 個の既に正しく受け取られたブロックと N 個の受信バッファ分のブロックからなる。従って、

$$\mathrm{I}(l) = l-1+N \tag{3.5}$$

と表される。

次に、$\mathrm{T}(l)$ を2つの部分、①第 l-1 番目までのブロックの平均伝送ブロック数 $\mathrm{T}_a(l)$、②第 l 番目のブロックから第 l-1+N 番目までのブロックの平均伝送ブロック数 $\mathrm{T}_b(l)$ に分けて考える。すなわち、

$$\mathrm{T}(l) = \mathrm{T}_a(l) + \mathrm{T}_b(l) \tag{3.6}$$

となる。ところで、$\mathrm{T}_b(l)$ はモードが切り替わればそのときの再送ブロック数 j $(0 \le j \le N-1)$ と、このモードが終了する s（図 3.1）に依存し、切り替わった位置 l に依存しない。従って、以降 $\mathrm{T}_b(l)$ は T_b と表す。これにより式(3.6)は、

$$\mathrm{T}(l) = \mathrm{T}_a(l) + \mathrm{T}_b \tag{3.7}$$

となる。

①第1番目から第 l-1 番目までの l-1 個のブロックがどれも2回連続して NAK にならない、すなわち、h 個（$0 \le c \le l-1$）のブロックが1回目の送信で ACK となり、残りの $l-1-h$ 個のブロックが1回目の再送で必ず全て ACK になるとすると、$\mathrm{T}_a(l)$ は

$$\mathrm{T}_a(l) = \sum_{h=0}^{l-1} \binom{l-1}{h} P_c{}^h (1-P_c)^{l-1-h}\{h+2(l-1-h)\} \tag{3.8}$$

ここで、$\sum_{h=0}^{l-1}\binom{l-1}{h}{P_c}^h(1-P_c)^{l-1-h}=1$、$\sum_{h=0}^{l-1}h\binom{l-1}{h}{P_c}^h(1-P_c)^{l-1-h}=(l-1)P_c$ より、式(3.8)は、以下のようになる。

$$\mathrm{T}_a(l)=(l-1)(2-P_c) \tag{3.9}$$

と求められる。

②第 l 番目のブロックから第 l-1+N 番目のブロックまでの N 個のブロックにおいて、以下のような仮定を行う。

- MC モードで再送される全てのブロックは、2 回連続して NAK になったものとする。
- MC モードでは、送信されるブロックの数が 1 RTD 間で等しくならない場合、例えば N=4 のときに 3 種類のブロックを送信しなければならないとすると 2 個送信されるブロックが 1 種類と 1 個送信されるブロックが 2 種類という組み合わせになるが、解析上は全てのブロックが 1 個ずつ送信されるとする。(一般に j 種類のブロックを送信する時は $\lfloor N/j \rfloor$ 個ずつ送信するものとする。)

以上の仮定より、条件付きスループット $\eta(l)$ の下界を解析的に求める。

まず、MC モードに切り替わるまでの過渡的な状態で送信されるブロック(図 3.1 における第 2 番目から第 7 番目までのブロックに相当)について考えると、RTD が N であることから、l の値に関係なく常に $2N$ となる。

次に MC モードで送信されるブロックについて考える。今、図 3.3 における $s=\hat{s}$ 開始時刻で j 個の NAK となった再送ブロックが送信バッファ内に存在するときの存在確率を $\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}}(j)$ ($0\le j\le N$)、そして存在確率 $\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}}(j)$ から存在確率 $\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}+1}(i)$ に遷移するための遷移確率を q_{ji} ($0\le i\le j$, $1\le j\le N$) とする。この時、2 回連続して NAK となる j 個のブロックについて考えると、s=0 開始時刻における存在確率 $\mathrm{P}_\alpha^0(j)$ は、第 l 番目のブロックを除く j-1 個のブロックが 2 回連続して NAK となる確率に等しいから、

$$\mathrm{P}_\alpha^0(j)=\binom{N-1}{j-1}\left\{(1-P_c)^2\right\}^{j-1}\cdot\left\{1-(1-P_c)^2\right\}^{N-j} \quad ;1\le j\le N \tag{3.10}$$

となる。

s=0 から s=1 への遷移で、s=0 の第 1 ブロックが ACK ならこのブロックを s=1 で再送する必要はないので、s=1 の開始時刻では $\mathrm{P}_\alpha^0(j+1)$ から $\mathrm{P}_\alpha^1(j)$ (s=0 の第 1 ブロックが ACK の場合)

或いは$\mathrm{P}_\alpha^0(j)$から$\mathrm{P}_\alpha^1(j)$（s=0 の第 1 ブロックが NAK の場合）への遷移のみが生起する。従って$\mathrm{P}_\alpha^1(j)$は、

$$\mathrm{P}_\alpha^1(j)=\begin{cases} P_c\,\mathrm{P}_\alpha^0(j+1)+(1-P_c)\,\mathrm{P}_\alpha^0(j) & ;1\le j\le N \\ P_c\,\mathrm{P}_\alpha^0(1) & ;j=0 \end{cases} \tag{3.11}$$

となる。また、s=1 から s=2 への遷移で、j 個の再送ブロックが i 個（$0\le i\le j$）になったとすると、s=2 における存在確率$\mathrm{P}_\alpha^2(i)$は、遷移確率q_{ji}を用いて、

$$\mathrm{P}_\alpha^2(i)=\sum_{j=i}^{N} q_{ji}\,\mathrm{P}_\alpha^1(j) \qquad ;i\ge 1 \tag{3.12}$$

但し、$\mathrm{P}_\alpha^2(0)=\sum_{j=1}^{N} q_{j0}\,\mathrm{P}_\alpha^1(j)$と求めることができる。
ここで、遷移確率q_{ji}は、

$$q_{ji}=\begin{cases} \left\{1-(1-P_c)^{\lfloor N/j\rfloor}\right\}^{j} & ;i=0,1\le j\le N \\ \binom{j}{i}\left\{(1-P_c)^{\lfloor N/j\rfloor}\right\}^{i}\left\{1-(1-P_c)^{\lfloor N/j\rfloor}\right\}^{j-i} & ;1\le i\le j\le N \\ 0 & ;\text{その他} \end{cases} \tag{3.13}$$

で与えられる。式(3.12)、(3.13)より、一般に$s=\hat{s}$から$s=\hat{s}+1$への遷移（$\hat{s}\ge 1$）でj 個（$1\le j\le N$）の再送ブロックが i 個（$0\le i\le j$）になったとすると、$s=\hat{s}+1$における存在確率$\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}+1}(i)$は、

$$\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}+1}(i)=\sum_{j=i}^{N} q_{ji}\,\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}}(j) \qquad ;i\ge 1 \tag{3.14}$$

但し、$\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}+1}(0)=\sum_{j=1}^{N} q_{j0}\,\mathrm{P}_\alpha^{\hat{s}}(j)$ となる。

ところで、MC モードでは再送ブロックを図 3.1 に示すように、各ブロック 1 つずつ順番に巡回的に送信している。今第λ番目のサイクルで（すなわち$s=\hat{s}+1$）において全てのブロックが ACK になると、s の途中であってもモードを切り替えて SR に戻る。このことをふまえて、

平均伝送ブロック数T_bを求めると、

$$\mathrm{T}_b \le 2N + \sum_{s=1}^{\infty}\left\{\sum_{\lambda=1}^{N}(\lambda-1+sN)(1-P_c)^{\lambda-1}P_c\,\mathrm{P}_{\alpha}^{\mathrm{s}}(1) + \sum_{j=2}^{N}\sum_{\lambda=1}^{\lfloor N/j \rfloor}(j\lambda+sN)p(j,\lambda)\mathrm{P}_{\alpha}^{\mathrm{s}}(j)\right\} \quad (3.15)$$

但し、

$$p(j,\lambda) = \sum_{\xi=1}^{j}\binom{j}{\xi}\left\{(1-P_c)^{\lambda-1}P_c\right\}^{\xi}\left\{1-(1-P_c)^{\lambda-1}\right\}^{j-\xi} \quad ;1 \le \xi \le j \quad (3.16)$$

となる（付録参照）。

以上、式(3.4)における条件付きスループット$\eta(l)$は、式(3.5)、(3.7)、(3.8)、(3.15)より、次式のように求められる。

$$\eta(l) \ge \frac{l-1+N}{(l-1)(2-P_c)+\mathrm{T}_b} \quad (3.17)$$

よってスループットηは、

$$\eta \ge \sum_{l=1}^{\infty}\frac{\{1-(1-Pc)^2\}^{l-1}(1-Pc)^2(l-1+N)}{(l-1)(2-P_c)+\mathrm{T}_b} \quad (3.18)$$

となる。

3.3.2 数値計算例

式(3.18)を用いて、ブロック長$n_\ell = 256$及びN=64としたときの提案方式のスループット特性を求め、SR、GBN、SR+ST Scheme 2の特性と共に図3.4に示す。この図からもわかるように、提案方式はSR+ST Scheme 2に比べて高いスループットを示している。特に伝送路状態が悪くなるにつれて特性の改善効果が非常に優れていることがわかる。

図3.5にN=64を一定とし、ブロック長$n_\ell = 32,256,1024$と変化させたときの提案方式とSR+ST Scheme 2のスループット特性を示す。nの値が大きくなるにつれて両方式のグラフは全体的に図の左側にシフトしていくが、いずれの符号長の場合についてもブロック長に関係なくほぼ同じ程度の改善効果が得られることがわかる。

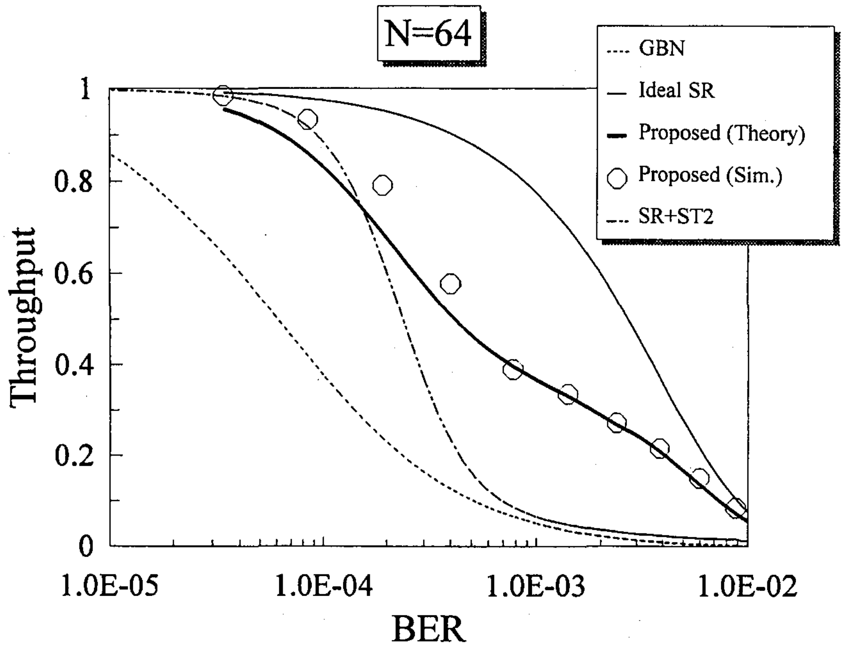


図 3.4 提案方式のスループット特性(N=64, n_ℓ=256)

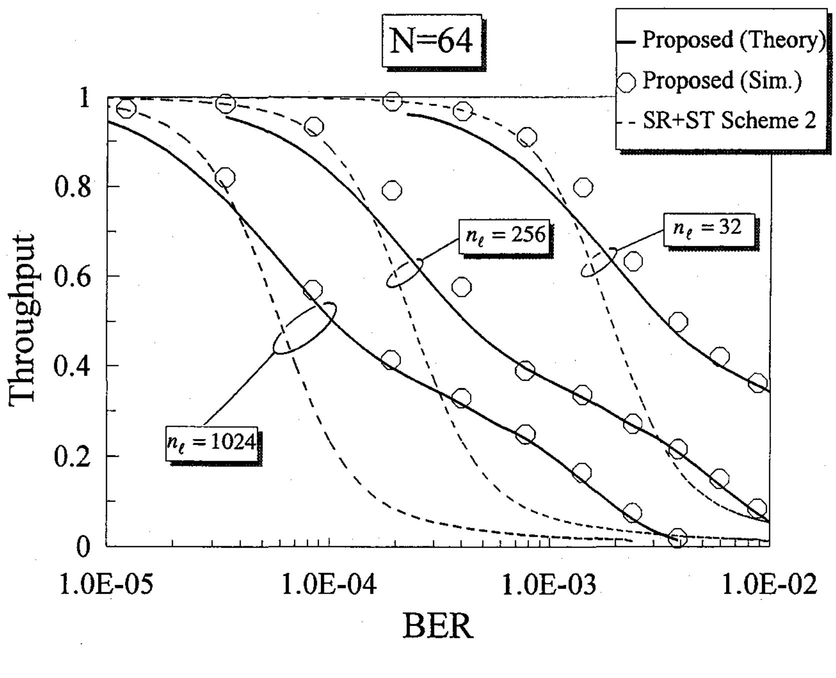


図 3.5 提案方式のスループット特性(N=64, n_ℓ =32, 256, 1024)

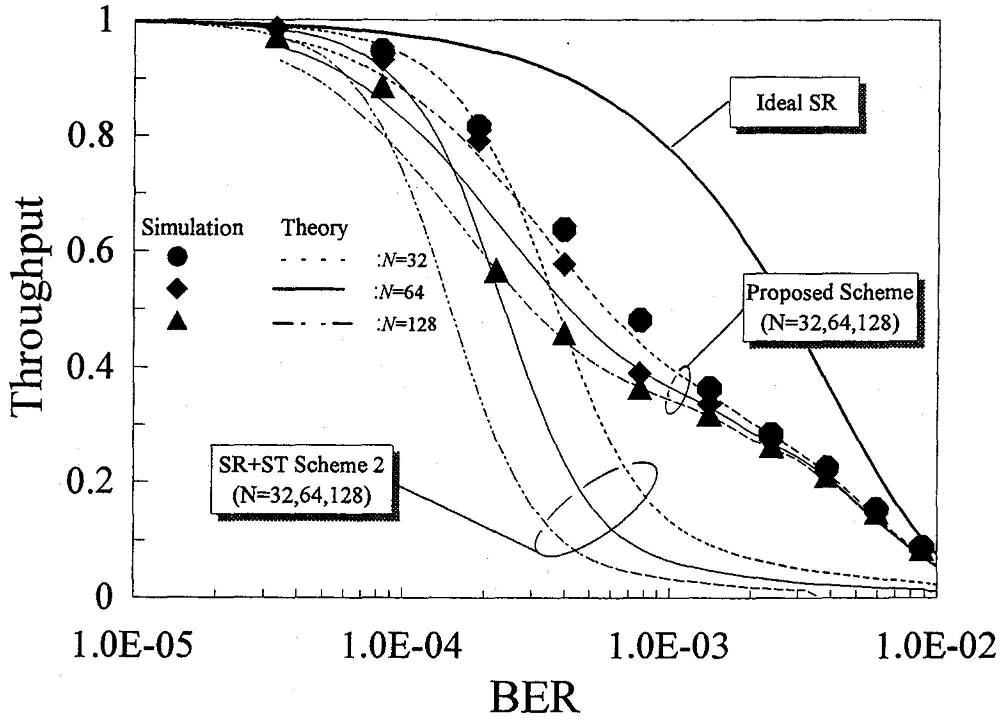


図 3.6 提案方式のスループット特性(N=32, 64, 128, n_ℓ=256)

次にブロック長$n_\ell = 256$を一定にし、N=32,64,128 と変化させたときの提案方式と SR+ST Scheme 2 の特性を図 3.6 に示す。SR+ST Scheme 2 はNが大きくなるにつれて特性が急激に劣化して行くことがわかる。これに対して提案方式の劣化する割合は SR+ST Scheme 2 に比べてかなり小さいことがわかる。すなわち、Nが大きくなるにつれて提案方式の改善効果が大きくなる。

以上のことから、提案方式は SR+ST Scheme 2 に比べて半分の受信バッファで優れた特性を示すことがわかる。特に伝送路状態の悪いところ、RTD の大きな場合に効果を発揮する。

更に SR+ST Scheme 2 以外の他の方式と提案方式の特性比較を行う。図 3.7 にN=64、ブロック長$n_\ell = 256$としたときの各種方式のスループット特性を示す。ここで示した提案方式(受信バッファサイズN)、SR+ST Scheme 1 (2N)、SR+ST Scheme 2 (2N)、SR+GBN Scheme (N) は全て同じタイミング(2回連続して同じブロックが NAK となる)でモード切替を行う。提案方式は簡単な論理で実現できる一方で、SR+ST Scheme 1、SR+GBN Scheme に比べて伝送路状態の良い領域では特性が若干劣化する。しかし、伝送路状態の悪いところでは提案方式の特性が優れている。これは、提案方式は NAK となったブロックのみを巡回的に送信するため、すばやく SR モードに戻ることができるためである。

図 3.8 は N=128、$n_\ell = 256$ のときの特性を示す。図 3.7 同様全て同じタイミング（2 回連続して同じブロックが NAK となる）でモード切替を行う。提案方式は SR+ST Scheme 1、SR+GBN Scheme と比べて簡単な論理で実現できる分、BER=10^{-4} よりも誤り率が低いところでは多少の劣化がある。しかしながら、BER=10^{-4} よりも誤り率が高いところで非常に優れた特性を示している。図 3.8 では伝送路状態の悪い領域における提案方式の特性改善が図 3.7 に比べて大きいことがわかる。このことはすなわち提案方式は RTD の大きいシステムにおいてより効果的であると言える。

3.4 フェージング伝送路における特性

3.4.1 伝送路モデル

伝送路モデルとしてライス・フェージング伝送路を仮定する[45]。ここでは、マルチパスに起因する伝送路の位相変動は PLL や pilot tone calibration 技術等を用いることで完全に補償されているものとする[98],[99]。従ってフェージングは受信信号の振幅が以下の確率密度関数(pdf)によって減衰するとする。

$$p_a(a) = 2a(1+\rho)\exp\left\{-\rho - a^2(1+\rho)\right\}I_0\left(2a\sqrt{\rho(1+\rho)}\right);\quad a \ge 0, \tag{3.19}$$

ここで ρ はライス・パラメータ、すなわち直接波のエネルギーとマルチパス成分のエネルギーの比、$I_0(\cdot)$ は 0 次の第 1 種変形ベッセル関数を表す。レイリー・フェージング伝送路は式(3.19)のライス・パラメータ $\rho = 0$ とすることで表すことができる。

$$p_a(a) = 2a\exp\left\{-a^2\right\};\quad a \ge 0 \tag{3.20}$$

ここで、解析を簡単化するために伝送路の誤り特性に関しては第 2 章と同じ仮定を行う。今、kq ビットのデータを $GF(2^q)$ 上の(n,k)RS 符号により符号化し、2^bPSK 変調方式を用いて変調したとする。ただし、q と b は互いに整数で q は b で割り切れるとする。例えば $GF(2^6)$ 上の RS 符号と 8PSK を用いたとすると、1 変調シンボルあたり 3 ビットのデータが伝送され、2 つの連続する変調シンボル分の時間は振幅が一定であるとする。

正確な伝送路振幅 a が含まれている Channel State Information (CSI)が利用できるとき、シンボル消失は a によって生成される [45],[100]。フェージング伝送路上における RS 符号化 MPSK の特性を考えると、消失の判定領域は半径 α_T の円形領域で定義される。もし伝送路

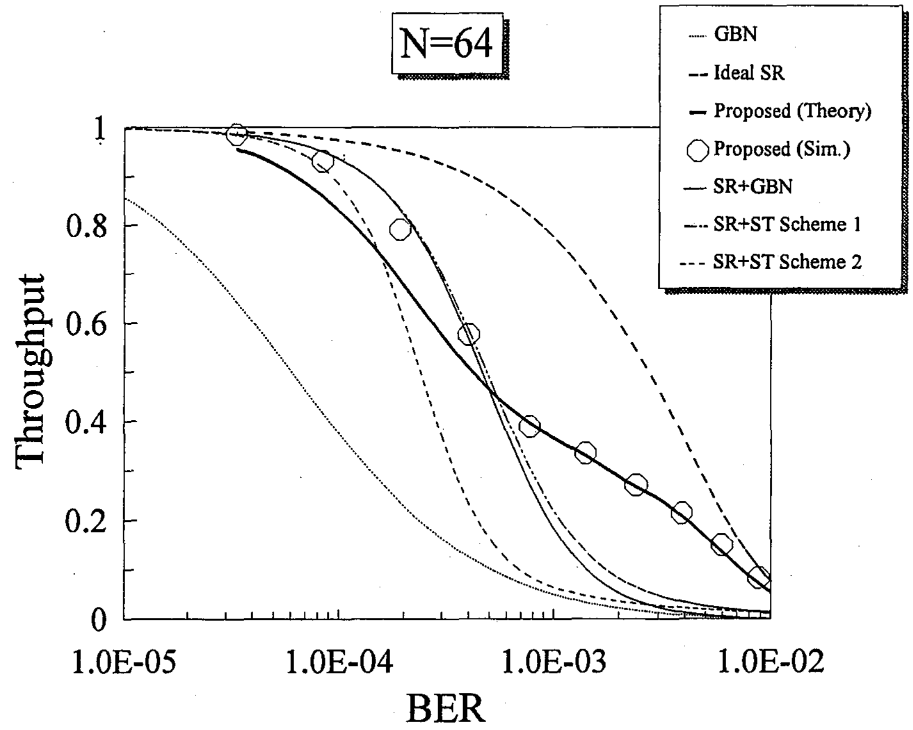


図 3.7 各種方式の特性比較(N=64, n_ℓ=256)

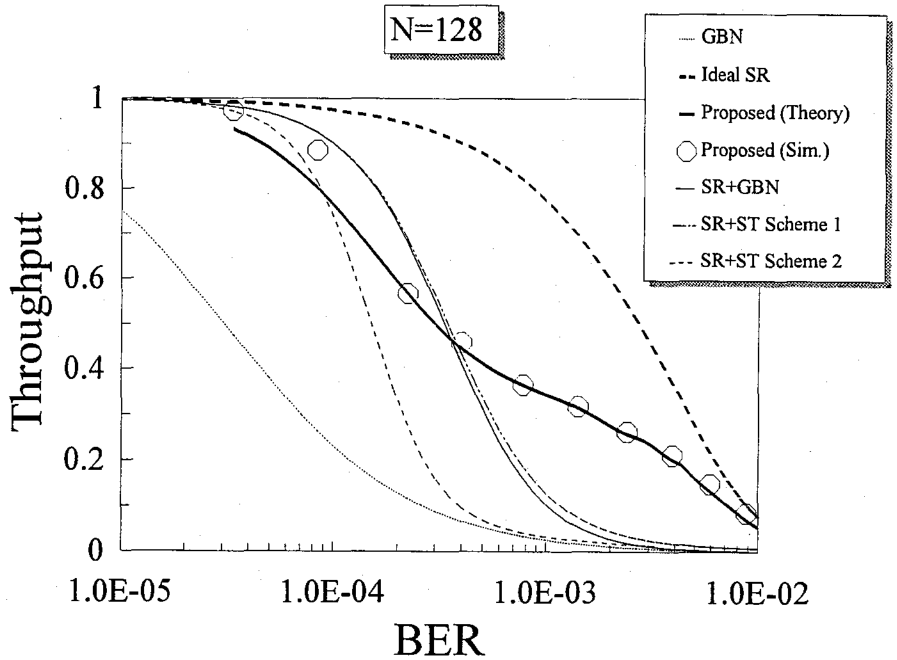


図 3.8 各種方式の特性比較(N=128, n_ℓ=256)

振幅がα_Tよりも小さいと、受信伝送路シンボルは消失とみなされる。この判定方法は最適な消失領域を示していないかも知れないが、簡単な方法であるため実現の際の複雑さを削減することができる方法である。従ってこのときの消失確率p_{cs}は、

$$p_{cs} = \int_0^{\alpha_T} p_a(a)da \tag{3.21}$$

となる。理想的な CSI 及び符号シンボル・インターリーブが利用できるので、符号シンボル消失確率p_sと符号シンボル誤り率p_eは以下のように求めることができる [45]。

$$p_s = p_{cs} \tag{3.22}$$

$$p_e = \int_{\alpha_T}^{\infty} \left\{1 - \left(1 - p_{ce}(a)\right)^{q/b}\right\} p_a(a)da \tag{3.23}$$

ここで、$p_{ce}(a)$は受信振幅aに対する変調シンボル誤り率とする。同期検波の BPSK のとき、b=1 となり、更に$p_{ce}(a)$は以下のように表される。

$$p_{ce}(a) = \frac{1}{2} erfc\left(a\sqrt{\frac{k}{n} \cdot \frac{E_b}{N_0}} \right) \tag{3.24}$$

3.4.2 スループットの導出

上記伝送路モデルから、消失訂正機能付き RS 符号の誤り方を示すモデルを図 3.9 のように表すことができる。$GF(2^q)$上の(n,k)RS 符号の最小距離は$n-k+1$であり、限界処理復号を行うと$2t+e \le n-k$を満たす範囲でt個の誤りとe個の消失を同時に復号する事ができる。復号された符号語が送信されたものと異なる場合は復号誤り(decoder error)となる。復号結果が符号語ではない場合は復号不能(decoder failure)となる。

文献[44],[98]では復号処理のパラメータとして effective diameter d_eを定義している。このパラメータは$2t+e$の合計の最大値を表す。d_eは 0 から$n-k$の間の整数値をとる。従って再送は$2t+e>d_e$或いは復号見逃しが起きた場合に発生する。d_eを用いれば、信頼度特性がスループットを低下させることで十分改善されることが分かる。

正しく復号される確率をP_{dec}とすると、P_{dec}はp_s、p_e、d_eを用いて以下のように表現することができる。

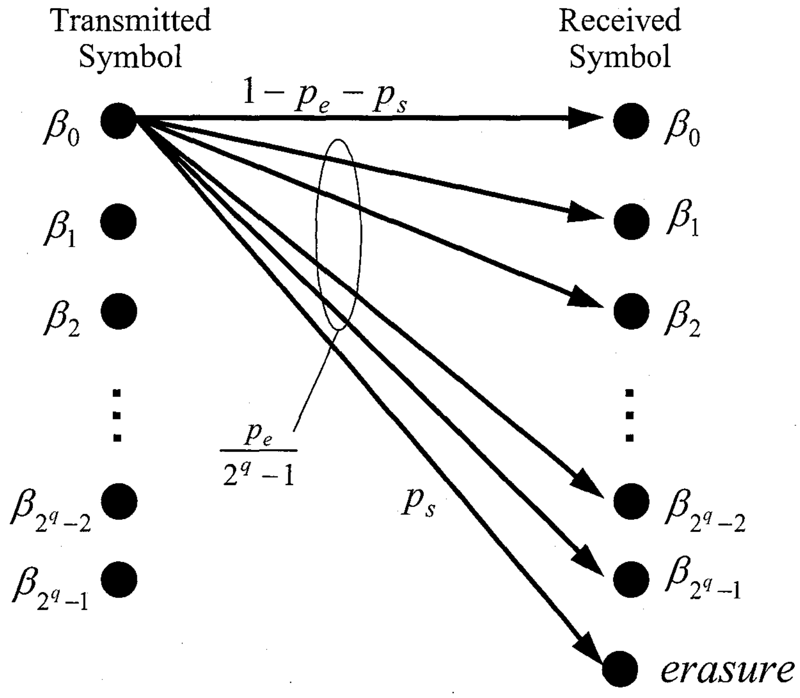


図 3.9 消失訂正機能付き RS 符号の誤り方

$$P_{dec}=\begin{cases}\displaystyle\sum_{\nu=0}^{\lfloor d_e/2\rfloor}\binom{n}{\nu}p_e^{\nu}(1-p_e)^{n-\nu} & \text{;消失訂正なし}\\ \displaystyle\sum_{\nu=0}^{\lfloor d_e/2\rfloor}\sum_{w=0}^{d_e-2\nu}\binom{n}{\nu}\binom{n-\nu}{w}(1-p_e-p_s)^{n-\nu-w}p_e^{\nu}p_s^{w} & \text{;消失訂正あり}\end{cases}\tag{3.25}$$

また、復号誤りの確率 P_{err} は、以下の式で求められる[101]。

$$P_{err}=\sum_{u=n-k+1}^{n}A_u P_{de,u}\tag{3.26}$$

ここで、A_u は RS 符号におけるハミング重み u の符号語数で、

$$A_u=\binom{n}{u}(2^q-1)\sum_{r=1}^{u-n+k-1}(-1)^r\cdot\binom{u-1}{r}2^{q(u-r-n+k-1)}\tag{3.27}$$

のように与えられる。また、$P_{de,u}$ はハミング重み u の符号語を囲む半径 d_e の復号領域内に受信符号語が存在する確率を表し、消失訂正を行わなかったとき $P_{de,u}$ は、

$$P_{de,u} = \sum_{v=0}^{\lfloor d_e/2 \rfloor} \sum_{w=0}^{\lfloor (d_e-2v)/2 \rfloor} \binom{n-u}{v}\binom{u}{w}(2^q-1)^{w-u}\left(1-\frac{p_e}{2^q-1}\right)^w (1-p_e)^{n-u-v} p_e^{u+v-w} \tag{3.28}$$

となり、消失訂正を行ったときは、

$$P_{de,u} = \sum_{v=0}^{\lfloor d_e/2 \rfloor} \sum_{w=0}^{d_e-2v} \sum_{x=0}^{\lfloor (d_e-2v-w)/2 \rfloor} \sum_{y=0}^{d_e-2v-w-2x} \sum_{z=0}^{\lfloor (d_e-2v-w-2x-y)/2 \rfloor} \binom{n-u}{v}\binom{n-u-v}{w}\binom{u}{x}\binom{u-x}{y}\binom{u-x-y}{z} \\ \cdot (2^q-2)^x (2^q-1)^{y+z-u} p_e^{u+v-y-z} p_s^{w+y} (1-p_e-p_s)^{n+z-u-v-w} \tag{3.29}$$

となる。

ところで、受信機は、受信符号語が正しく復号できたとき或いは復号誤りのときに受信ブロックを ACK とみなす。従って、再送確率 P_r は以下の式で与えられる。

$$P_r = 1 - P_{err} - P_{dec} \tag{3.30}$$

式(3.18)では復号誤りは無いものとしたため、再送確率は $1-P_c$ となることから、式(3.30)の P_r を式(4.18)に代入することにより、スループットは以下のように求められる。

$$\eta \geq \frac{k}{n} \cdot \sum_{l=1}^{\infty} \frac{\{1-(1-P_c)^2\}^{l-1}(1-P_c)^2(l-1+N)}{(l-1)(2-P_c)+\mathrm{T}_b} \tag{3.31}$$

3.4.3 数値計算例

ここでは、例として 上の(63,49)RS 符号、変調方式は BPSK、復調は同期検波を用いる。また、RS 符号の effective diameter d_e=14、RTD を 64 ブロック分(N=64)としたときの評価を行う。図 3.10 は式(3.30)で与えられる再送確率のライス・フェージング($\rho = 5$dB 及び 10dB)上での特性を、図 3.11 はレイリー・フェージング上での特性を示す。図 3.10 において、$\rho = 5$dB のライス・フェージングは再送確率 P_r を最小にする E_b / N_0 が存在する。α_T がその最適値よりも小さいときは、誤りのあるシンボルが消失と判定されることが少なすぎるため再送確率 P_r は増加していく。逆に α_T がその最適値よりも大きくなると正しいシンボ

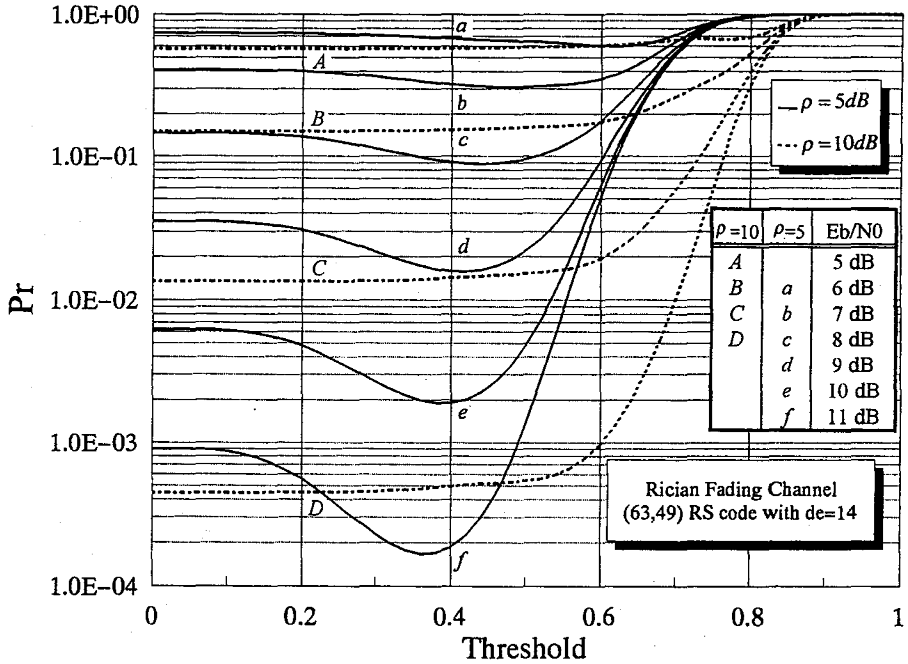


図 3.10 ライス・フェージング伝送路上における再送確率（ρ＝5dB 及び 10dB）

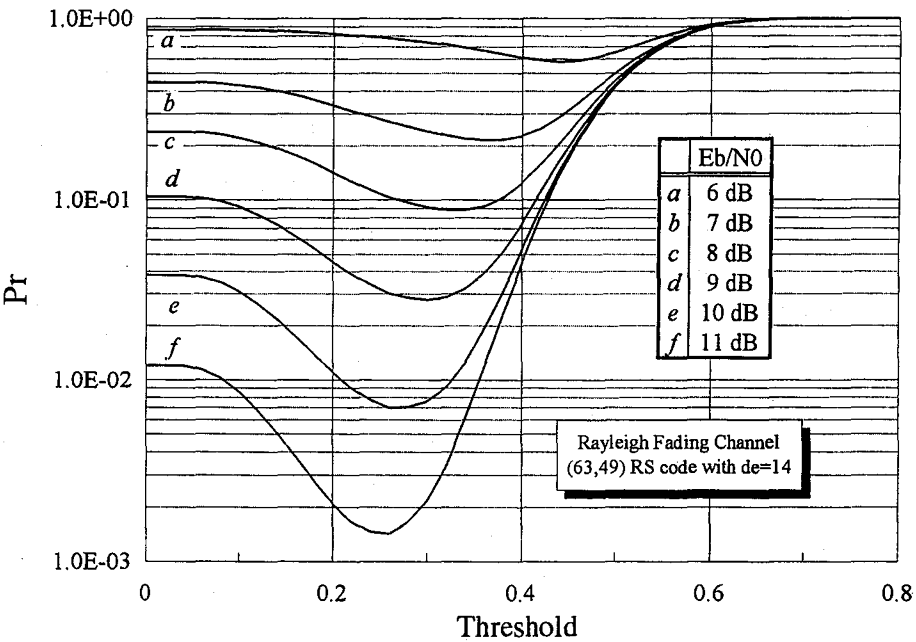


図 3.11 レイリー・フェージング伝送路上における再送確率

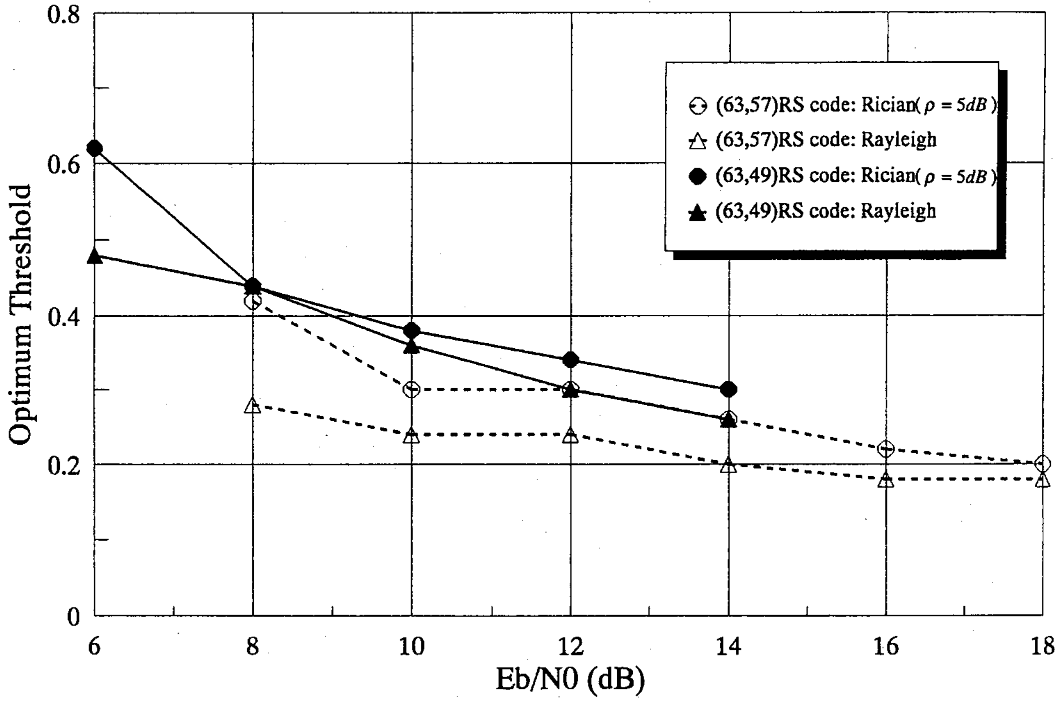


図 3.12 最適スレショールド値

ルも多く消失と判定されるため再び P_r が増加していく。一方で、$\rho = 10\,\mathrm{dB}$ の場合は全ての E_b / N_0 に対して α_T が増加するにつれて P_r も増加する。$0 \le \alpha_T \le 0.5$ のとき P_r はほぼ一定の値を取り、$\alpha_T > 0.5$ になると急激に大きくなる。従って α_T の最適値は $\alpha_T = 0$、すなわち消失訂正を行わないときが最適と言える。レイリー・フェージングの場合は、図3.11 からも分かるように図 3.10 に比べて α_T の値に大きく影響を受ける。つまり α_T が最適地よりも大きく或いは小さくなると急激に P_r の値が大きくなる。P_r の増大を制限するためには α_T の値を最適地からできるだけ少ない誤差の範囲で的確に調整する必要がある。また、レイリー・フェージングの最適スレショールド値はライス・フェージングの値よりも小さい値となっている。このことは $\rho = 5\,\mathrm{dB}$ のライス・フェージングの最適値とレイリー・フェージングの最適値を示した図 3.12 からも分かる。更に比較のために $GF(2^6)$ 上の (63,57)RS 符号（d_e=6）の最適値も示す。これら両方の符号とも E_b / N_0 が増大するにつれて最適スレショールド値は減少し、レイリー・フェージングの最適値はライス・フェージングの最適値よりも小さいことがわかる。このことは強いフェージング伝送路では消失の値を多くしすぎるため訂正能力を低下させることを示している。(63,49)RS 符号の最適値の方が (63,57)RS 符号の最適値よりも全般的に大きな値をとる。すなわち(63,49)RS 符号の方が消失訂正復号により効果的である。

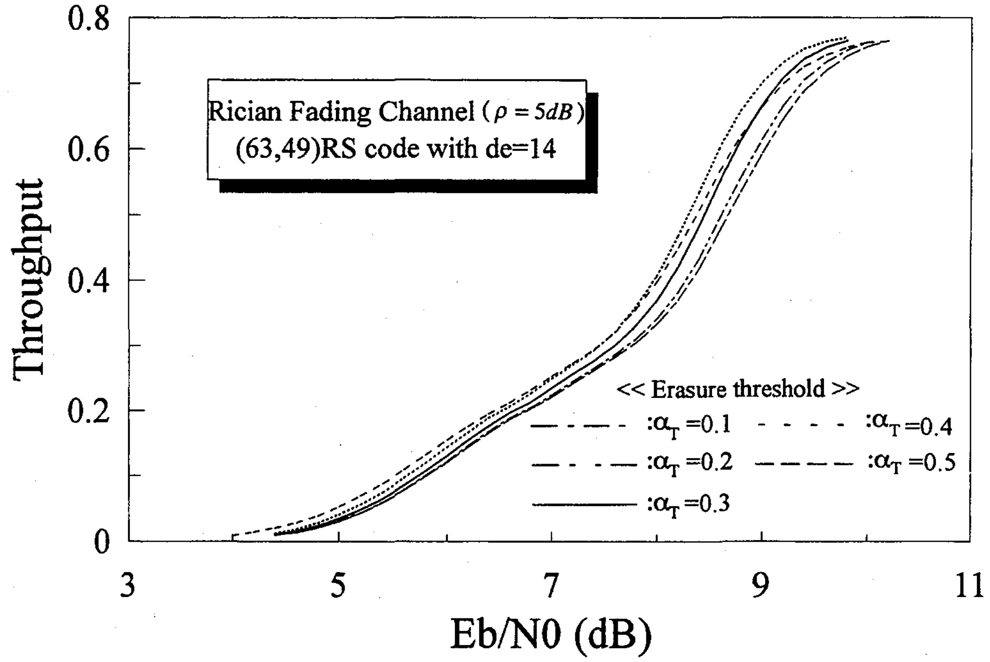


図 3.13 ライス・フェージング伝送路上のスループット特性

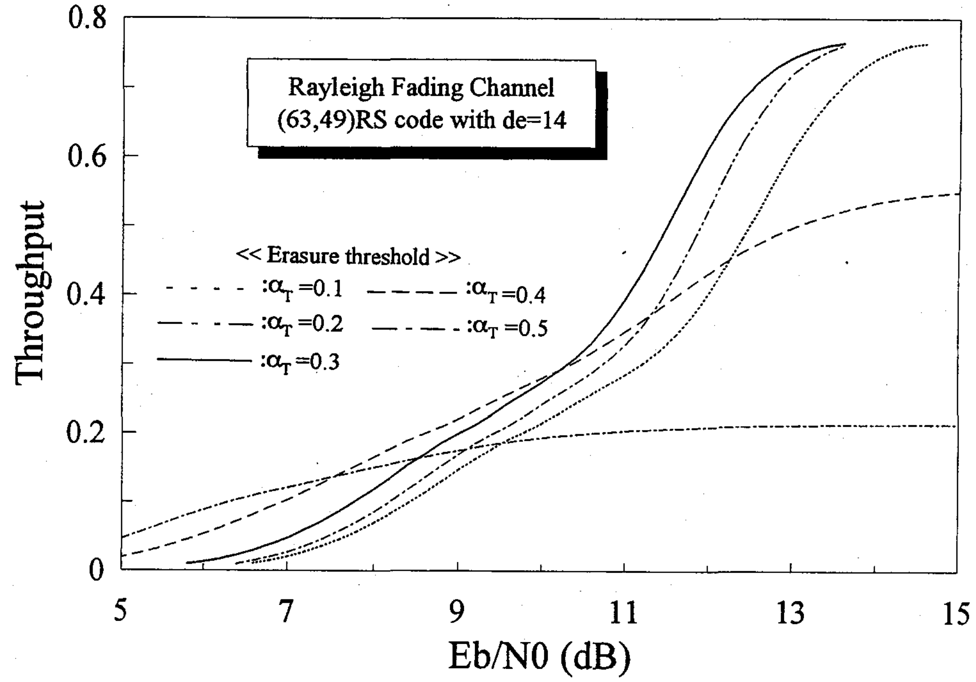


図 3.14 レイリー・フェージング伝送路上のスループット特性

図 3.13 は $\rho = 5\,\mathrm{dB}$ のライス・フェージング伝送路上における理論解析による提案方式のスループット特性を、図 3.14 はそのレイリー・フェージング伝送路上における理論解析によるスループット特性を α_T をパラメータとして示す。図 3.13 において、スループット特性は α_T の値に殆ど影響を受けないことがわかる。これに対して図 3.14 においては $0.1 \le \alpha_T \le 0.3$ の範囲では α_T の値が大きくなるにつれてスループットも改善されていき、α_T =0.4,0.5 の場合は E_b / N_0 の値が小さい領域では $0.1 \le \alpha_T \le 0.3$ の特性よりも良くなるが、E_b / N_0 の値が大きい領域では $0.1 \le \alpha_T \le 0.3$ の方が優れた特性を示している。これは RS 符号にとって最も効率の良い α_T の値が E_b / N_0 に依存するためである。

図 3.15、図 3.16 に提案方式と SR+ST Scheme 2 の特性比較を示す。図 3.15 におけるスループット特性は(63,49)RS 符号を用いた時の特性を、また図 3.16 では(63,57)RS 符号を用いた時の特性を示している。これらの図において、ライス・フェージング、レイリー・フェージングどちらの場合でも提案方式は低い E_b / N_0 の領域においては SR+ST Scheme 2 よりも優れた特性を示していることが分かる。これは、MC モードは送信バッファ内に蓄えられている各再送ブロックは巡回的に再送されるため、効率よく再送ブロックが送信され、SR モードに早く戻ることができるからである。また、ライス・フェージング伝送路のスループット特性は E_b / N_0 が増加するにつれて急激に向上するが、レイリー・フェージング伝送路の特性はそれに比べて緩やかに上がっていく。図 3.15 と図 3.16 を比較すると、図 3.15 のグラフは図 3.16 のグラフに比べて比較的急激に特性が改善している。これは、(63,49)RS 符号の訂正能力が(63,57)RS 符号の訂正能力よりも大きいためである。

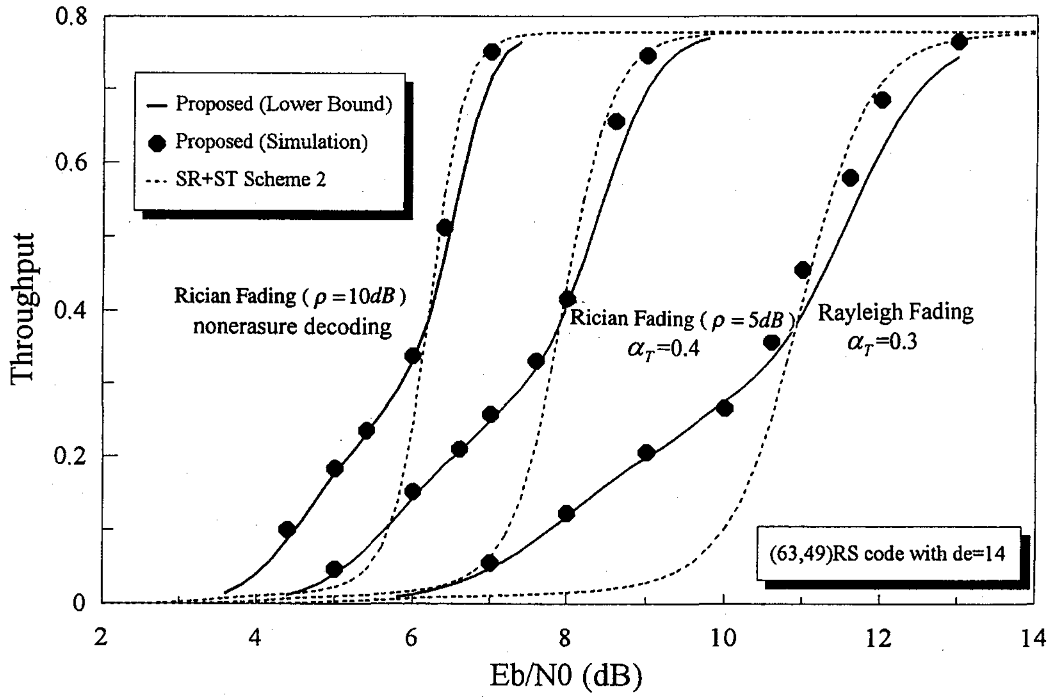


図 3.15 フェージング伝送路上のスループット特性((63,49)RS 符号の適用例)

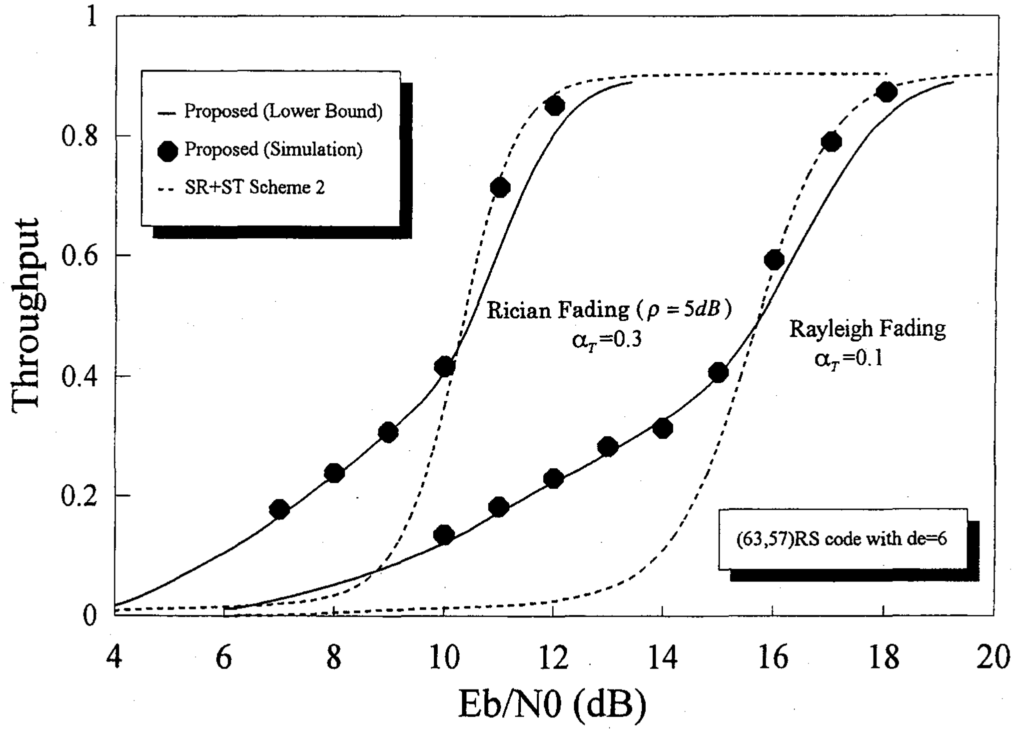


図 3.16 フェージング伝送路上のスループット特性((63,57)RS 符号の適用例)

3.5 結言

本章では受信バッファサイズを有限にした SR ARQ 方式を提案し、その特性解析を行った。この方式は従来から知られている SR+ST Scheme 2 方式を修正したもので、SR モードと MC モードを組み合わせたモード切替型の ARQ である。また、提案方式は受信バッファのオーバーフローを許容することで、N ブロック分のバッファサイズを持つだけでよく、これは SR+ST Scheme 2 の $2N$ ブロック分のバッファサイズの半分で済む。更に、MC モードは ST モードに比べて伝送路状態が悪いときに効率よく SR モードに戻ることができる。

提案方式の AWGN 伝送路におけるスループット特性を理論解析により導出し、計算機シミュレーションによる結果と共に従来方式との特性比較を行った。その結果、提案方式は従来方式よりも優れた特性を示すことが明らかとなった。

フェージング伝送路上での特性を評価するため、RS 符号を用いた Type I Hybrid ARQ について、消失訂正を行ったときと行わなかったときのライス・フェージング及びレイリー・フェージング伝送路上でのスループット特性を理論解析により導出し、計算機シミュレーションによる結果と共に従来方式との特性比較を行った。その結果、提案方式は AWGN

伝送路上での結果同様、フェージング伝送路上での特性も従来方式より優れていることが明らかとなった。また、再送確率を最小にする最適なα_Tはレイリー・フェージングの場合の方が、ライス・フェージングの場合よりも小さな値になることが明らかとなった。

第4章
フェージング伝送路における
短縮化 Reed-Solomon(RS)符号を用いた
マルチメディア多重化方式

4.1 緒言

移動通信における動画像を含むマルチメディア情報伝送においては、まず動画像符号化方式に求められる条件として画像信号を低ビットレートに圧縮でき且つフェージング等による伝送路誤りに強い方式である。例えばMPEG-4は、様々な誤り耐性機能を有するため、フェージング等による劣悪な伝送路状態でも適用可能な動画像符号化方式として最も有力な方式の1つである[102]-[103]。次に誤りに強いマルチメディア多重化方式がシステム全体の特性に大きな影響を与える。マルチメディア多重化方式は一般に画像・音声・データなどを1つのパケットで伝送する技術で、移動通信システムにおけるマルチメディア多重化方式として現在最も有力な方式の1つとして、ITU-T H.223 Annex A, B, C がある。これはITU-T によって標準化された回線交換型マルチメディアシステムであるH.324 システム[76]の多重化方式 H.223 の誤り耐性等を強化したもので、伝送路の誤り状況等に応じてLevel 0 から Level 3 まで4つのレベルを選択できるよう規定されている。中でも Level 3 に相当する H.223 Annex C は、圧縮された画像ビットストリーム等に符号化率$r=1/4$、拘束長$k=5$を原符号とするパンクチャド畳み込み符号により誤り訂正符号化を行う方式である。パンクチャド畳み込み符号は、任意の符号長で符号語を生成できるため画像情報のような可変長情報に対する符号化が容易である上、任意の符号化率の符号語を簡単に実現できるという利点がある反面、ビット誤り訂正符号であるためフェージング伝送路では十分なインターリーブが不可欠となる。

本論文では、Level 3 の誤り訂正符号としてブロック符号を用いる方式について考える。具体的には $GF(2^8)$上のRS符号を適用した方式を提案し、フェージング伝送路上での有効

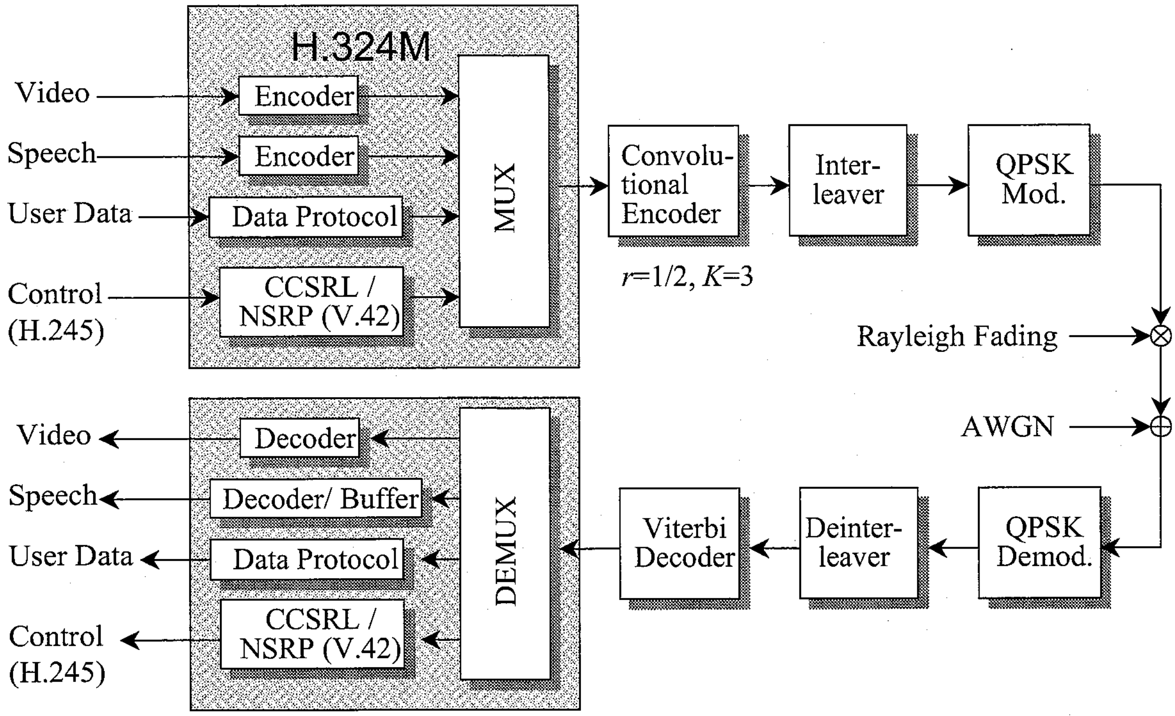


図 4.1　移動通信用マルチメディア伝送のシステムモデル

性を計算機シミュレーションによる評価を通して示す。一般に RS 符号はバースト誤りに比較的強い誤り訂正符号であるため H.223 Annex C のように多重化部にインターリーブを持たなくても十分誤り保護効果が期待できる上、$GF(2^8)$上の RS 符号はオクテット単位で処理できるため、ビット処理単位の畳み込み符号に比べて高速かつ小さい回路規模で実現することができるという利点がある一方で、符号長が一意に定まるため可変長情報に対する符号化が容易ではないという問題がある。そこで、本論文では可変長の画像ビットストリームに対応するために、長い画像ビットストリームは予め所定の長さ以下に分割した後、短縮化 RS 符号を用いて可変長の情報成分に一定の長さの冗長成分を付加する方式を提案している。そして、動画像符号化方式として MPEG-4 を伝送した時の効果を、計算機シミュレーションによる定量的評価を行い、その有効性を確認する。**4.2** では、移動通信用マルチメディア伝送のシステムモデルについて説明し、**4.3** で提案方式の概要について述べる。そして **4.4** では計算機シミュレーションによる特性評価を示す。

4.2 移動通信用マルチメディア伝送のシステムモデル

図 4.1 に移動通信用回線交換型マルチメディアシステムである H.324M [72],[76]を用いたシ

ステムモデルを示す。この図において、画像の情報ストリームは画像符号化器で符号化され、音声の情報ストリームは音声符号化器で符号化される。また、User Data は例えば電子黒板、或いは画像及びデータが伝送可能な多地点間データ会議装置のようなものが考えられる。User Data で用いられる標準化されたリンクレイヤの Data Protocol は例えば NSRP、LAPM/ITU-T V.42 [104]等がある。制御プロトコル（H.245）は端末の適切な制御のためにエンド-エンドシグナリングを規定し、アナログ通話のみの電話モードへの復帰を含むその他全てのエンド-エンドシステム機能を知らせる。更に能力情報交換のための、コマンドや指示の信号、そして論理チャネルの内容を開設して完全に記述するためのメッセージを規定する。この H.245 制御コマンドは最大長が 1024 オクテットの可変長であるため、コマンドによっては長すぎるために誤り易くなる場合が想定される。それを回避するために CCSRL 部では H.245 制御コマンドを任意の長さに分割し、NSRP、LAPM/ITU-T V.42 と言った再送プロトコルのスループット特性の劣化を防いでいる。以上に述べた画像、音声、データ（制御信号）の各メディアのビットストリームは multiplexer（多重化装置）で 1 つのビットストリームに多重化されてネットワークに出力される。ここでの多重化方式は H.223 プロトコル（以下に詳細説明）に基づく多重化が行われ、多重化されたパケット（MUX-PDU）が生成される[71]。この MUX-PDU は伝送路符号化器で誤り訂正符号化され、変調器に入力される。変調された信号系列はレイリー・フェージングがかかった後 AWGN が付加され、受信機に入力される。受信機では同期検波による復調が行われ、更に誤り訂正復号器で復号されると、MUX-PDU が再生される。この MUX-PDU は分離装置で画像信号と音声信号に分離される。そして、分離されたそれぞれのストリームは画像復号装置、音声復号装置で復号される。ここで簡単化のため、1 波のレイリー・フェージングを仮定し、その p.d.f.は式(2.53)と同様に表され、第 2 章、3 章と同様の条件を仮定するものとする。

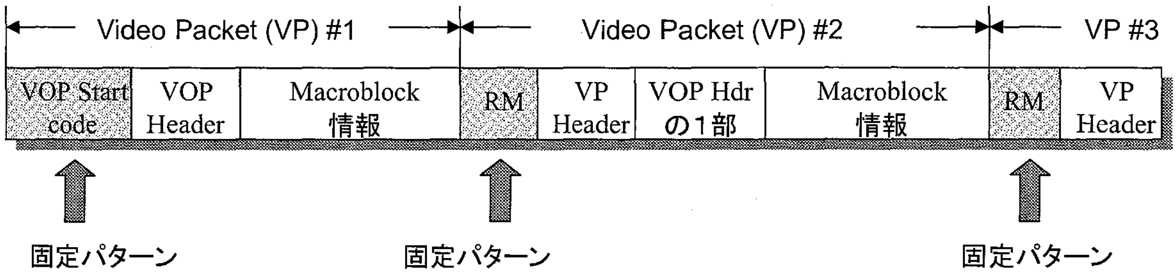
今、リアルタイム通信を仮定すると遅延が非常に重要な要素になる。一般に遅延は伝送路、多重・分離部、音声・画像の各符号化・復号器などそれぞれの部分で発生し、H.324 システムにおいては特に音声の遅延に関して画像とのタイミングを取るためのバッファにより、画像の遅延とほぼ同じ程度になるよう設定される。そこで、本システムでは、リアルタイム通信を考慮したときに許容できる全体の遅延は 400 ms とし、そのうち無線伝送路の遅延は主として伝送路のインターリーバに依存ものとする。従ってインターリーブの遅延を 10 ms と仮定し、有線部、無線部合わせて 60 ms の許容遅延とする（表 4.1 参照）。次に、本論文で適用する画像符号化方式、音声符号化方式、多重化方式について詳細な説明を行う。

表 4.1：システムの遅延緒言

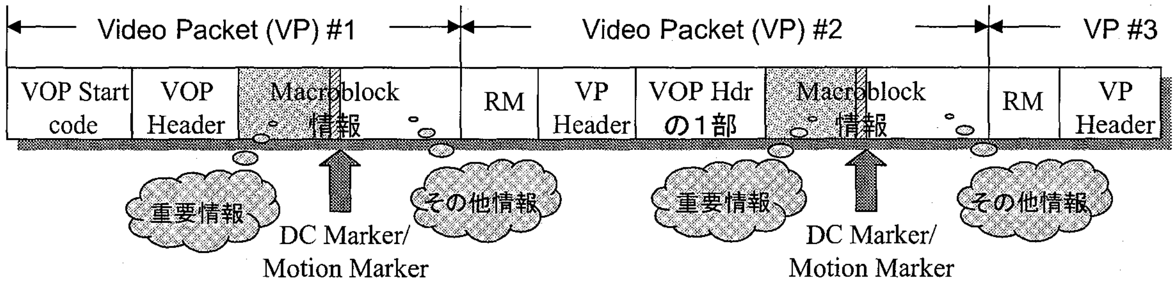
Total allowable delay	Allowable delay for channel	Allowable delay for codec and MUX	Channel Interleaving
400 ms	60 ms	340 ms	10 ms

画像符号化方式

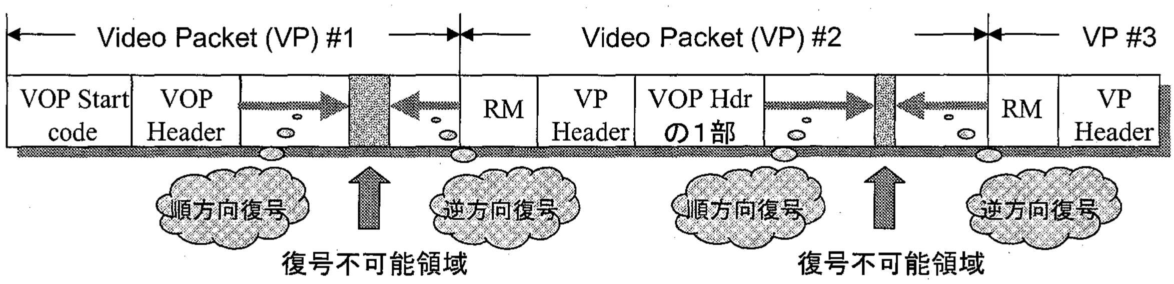
H.324M システムでは、H.263、H.261、MPEG-4 などいくつかの画像符号化方式が使用可能である。本稿では画像符号化法として MPEG-4 を用いる [72]。MPEG-4 は移動通信システムには最も適した符号化法の1つで、様々な誤り耐性機能を有している[102],[103]。主な誤り耐性機能には Resynchronization Marker（RM)、データ・パーティショニング（Data Partitioning)、リバーシブル可変長符号（RVLC: Reversible Variable-length Coding)、ヘッダ拡張符号（Header Extension Code）の4つがある。図 4.2 にこれら4つの誤り耐性機能を図示する。MPEG-4 符号化器は画像（これは、Video Object Plane(VOP)と呼ばれる所定の時刻に撮影された画像データの基本単位を指す）を Video Packet（VP）と呼ばれるいくつかの連続するマクロブロックの塊に分割することができ、更にその VP の各の先頭に RM を挿入することができる（図 4.2(a)参照)。これによって、復号器ではビットストリーム中に誤りがあっても RM を見つけることで同期を取り直すことができるようになり、次の VP への誤りの伝搬を防ぐことが可能となる。また、データ・パーティショニングは VP 内の情報の伝送順序を変更することにより誤り耐性を向上させる技術である。誤りが入ったビットストリームを復号すると、送信側が送信した符号とは異なる符号に復号され、この時点で可変長符号の同期がはずれてしまう。よって VP の後半の情報が正しく復号される確率は前半の情報に比べて低くなることがわかる。そこで、図 4.2(b)に示すように VP に含まれるマクロブロック情報のうち特に重要な情報を VP の前半分に配置しその他の情報を後半部に配置する。更に前半と後半の情報の間に特定のビット列（Direct Current Marker 又は Motion Marker）配置し、前半の重要情報に関する誤りの有無を判定できる用にする。リバーシブル可変長符号は VP 内で更に誤りを局在化させる技術である。この符号は通常の順方向に瞬時復号可能な性質に加えて、符号語を逆方向からも復号できる性質を持った可変長符号である。従って、図 4.2(c)で示すように誤りを検出するまでは通常の復号を行い、誤り検出語は次の RM を検索し、そしてその RM から逆方向に誤りを検出するまで VP の復号を行うことができる。こうすることで、誤りによって復号不可能となる部分を最小限に抑えることができる。次に、ヘッダ拡張符号は VOP の先頭部分に VOP 全体を復号するために必要となる重要な情報が VOP ヘッダに書き込まれている。よって VOP ヘッダが誤りによって失われたりするとその VOP を正しく復号することができなくなる。ところで、各 VOP は上述の通り複数の VP に分割することが可能で、その VP の先頭部分には RM があり、その後ろに VP ヘッダがあってその VP を復号する上で重要な情報が書かれている。ヘッダ拡張符号はこの VP ヘッダに VOP ヘッダの一部の情報を再配置するかどうかを示す1ビットのフラグである。ヘッダ拡張符号が 0 の時は VP ヘッダの次にマクロブロック情報が続き、1 の時には VOP ヘッダの一部が続く。図 4.2(d)はヘッダ拡張符号が 1 の時の例を示している。VOP Start Code や VOP ヘッダが誤った場合、通常復号器はその VOP を復号することができなくなる。しかし、復号器が次の RM を検出しヘッダ拡張符号が 1 であれば、VOP ヘッダの一部の情報を用いて以降のマクロブロック情報を正常に復号することが可能となる。



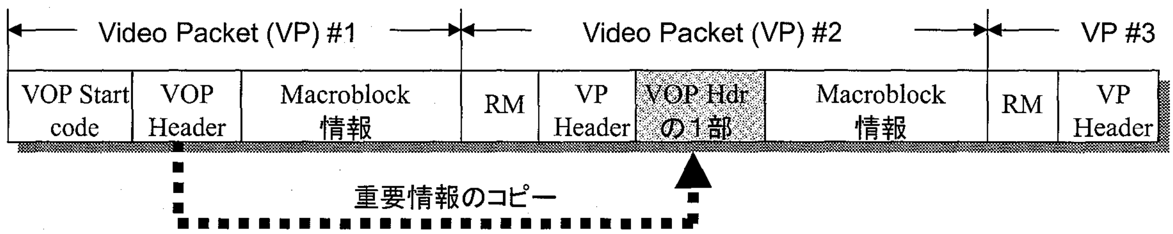
(a)Resynchronization Marker



(b) Data Partitioning



(c) Reversible Variable-length Coding



(d) Header Extension Code

図 4.2 MPEG-4 の誤り耐性機能

音声符号化方式

本論文では音声の評価は行わないが、ITU-T G.723.1 を用いたシステムを仮定する[81]。G.723.1 は H.324 システムでの必須音声符号化方式の 1 つで、5.3kbps と 6.3kbps の 2 つの符号化レートをサポートしている。この 2 つの符号化レートのうち、本論文では 6.3kbps を用いたものとし、簡単化のために 6.4kbps のダミーのランダムデータを音声ビットストリームに用いる。

マルチメディア多重化方式

H.223 多重化方式のプロトコルスタックを図 4.3 に示す。多重化部は 2 つの異なったレイヤ、多重化（MUX）レイヤとアダプテーションレイヤ（AL）で構成される。この図では、音声ビットストリームと画像ビットストリームの 2 種類のメディアが入力として与えられ、これら 2 種類のビットストリームから 1 つの多重化パケット（MUX-PDU）が生成される例を示している。ここで、AL と高位レイヤの AL ユーザ間で交換される情報のユニットが AL-SDU であり、AL-SDU は整数個のオクテットを含む。AL は適宜、誤り検出、シーケンス番号付け、再送等のためにオクテットを追加することにより AL-PDU を生成する。AL-PDU は MUX レイヤでは MUX-SDU として受け取られる。

AL は以下に示す AL1 から AL3 までの 3 つの異なる種類の AL が規定されている。

- AL1 は、主としてデータあるいは制御情報の転送を目的としている。AL1 は誤り制御を提供せず、必要な誤り訂正はすべて AL1 ユーザによって提供される。

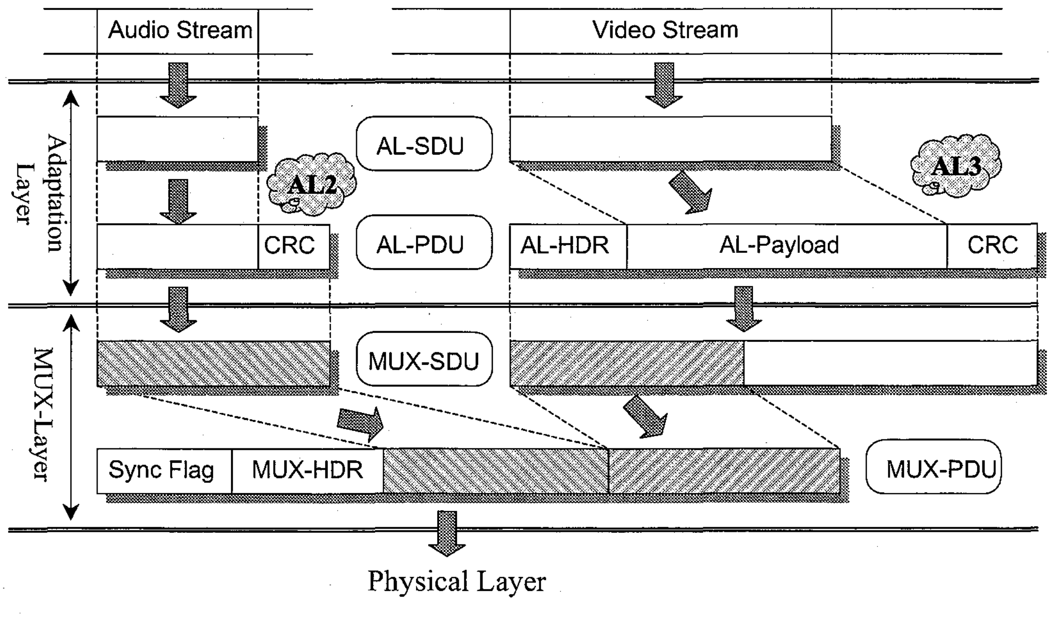


図 4.3 H.223 多重化方式

- AL2 は、主としてディジタルオーディオ（音声を含む）の転送を目的としている。AL2 は、それよりも高位レイヤ（例えば、オーディオ符号器）からおそらく可変長の AL-SDU によって情報を受け取り、8 ビット CRC のための 1octet と、オプションとしてシーケンス番号付けのための 1 オクテットを追加して、MUX-SDU によってこれらを MUX レイヤに渡す。
- AL3 は、主としてディジタルビデオの転送を目的としている。AL3 は、それよりも高位レイヤ（例えば、ビデオ符号器）から可変長の AL-SDU によって情報を受け取り、16 ビット CRC のための 2 オクテットと、オプションとして 1 または 2octets のヘッダ（AL-HDR）を追加して、MUX-SDU によってこれらを MUX レイヤに渡す。AL3 はビデオ用の再送プロトコルを含む。

MUX レイヤは、下位にある物理レイヤのサービスを使用して AL から受けとったストリーム（MUX-SDU）を相手端末に転送する。MUX-SDU は、必ず整数個のオクテットで構成される。MUX-PDU は、1 オクテットの HDLC 同期フラグ（Sync. Flag）と 1 オクテットのヘッダ（MUX-HDR）と、これに続く可変長のペイロードフィールドで構成される。MUX-PDU 内でフラグが誤認識されないことを保証するために、HDLC の零ビット挿入法を使用する。MUX-PDU のペイロードフィールドは、この図の例に示されているように複数の AL からのストリームが単一の MUX-PDU のペイロードフィールドに存在しても良いし、単独の AL からのストリームのみが存在しても良い。MUX-HDR には 4 ビットの多重化コード（MC）フィールドが含まれる。このフィールドは、予め設定された多重化テーブルを参照することにより、ペイロードフィールドにはどのメディア（どの AL からのストリーム）がどれだけの割合でどういう順番に存在するかという情報が指定されている。MC=0 は、固定的に制御チャネルに割り当てられる。その他の MC は、送信部によって構成され、使用の前に制御チャネルによって相手端末に知らされる。更に画像やデータの MUX-SDU は必要に応じて複数の MUX-PDU に分割して相手端末に転送することも可能である。

以上に述べた H.223 多重化方式を移動通信環境でも用いることができるように誤り保護技術を適用した多重化方式が H.223 Annex A, B, C である。そして、提案方式はこの H.223 Annex C と同じ範囲を対象とした誤り保護方式である。提案方式の詳細は **4.3** で説明する。これらの Annex は階層化構造をしており、図 4.4 に示すように H.223 自身を含めて Level 0 から 3 までの 4 段階からなっている。これは一般に、移動通信システムによってその伝送路の誤り率や誤りパターンが異なるため、誤りによる伝送路の劣化が少ないシステムには軽い誤り保護方式を、伝送路の劣化が激しいシステムには強い誤り保護が掛けられるようにするためにどの Level を適用するか選択できる構成になっている。従って、高い Level の誤り保護方式は、低い Level の誤り保護方式を包含する構造となっている。そして、Level 1 に相当する誤り保護方式を規定しているのが H.223 Annex A、Level 2、Level 3 に相当する誤り保護方式を規定しているのが、それぞれ H.223 Annex B 及び C である。図 4.5 に H.223 Annex A, B, C の誤り保護方式の構成を示す。この図より、Level 1 は H.223 の MUX-PDU の HDLC 同期フラグ(8 ビット)を 16 ビットの PN フラグに置き換えることで同期を取りやすくする。そして Level 2 では Level 1 の保護方式に加えて、MUX-PDU のヘッダに誤り耐性を持たせる。具体的には 4 ビットの MC の他に

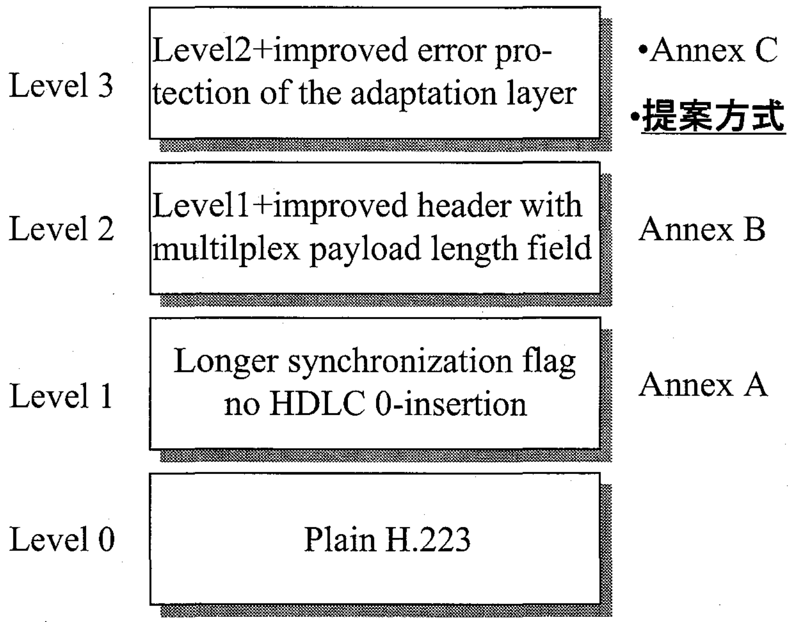


図 4.4 H.223 多重化方式の移動通信への拡張の構造

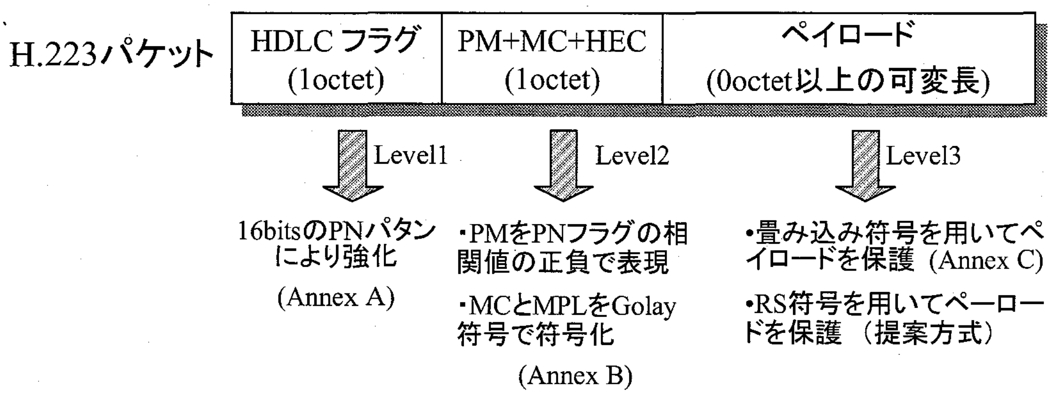


図 4.5 H.223 Annex の誤り保護方式

MUX-PDU の長さを示す 8 ビットの MUX-PDU Length (MPL)を付加し、これら 12 ビットを(24,12)Golay 符号で符号化する。そして Level 3 は Level 2 の保護方式に加えて、ペイロードフィールドの誤り保護を行う。具体的には、AL-HDR は 5 ビットの sequence number(SN)フィールドと 2 ビットの付加ビットを含んでいるので、この 7 ビットフィールドは(16,7)BCH 符号で保護される。また 10 ビット SN を用いることも可能で、この場合(24,12)Golay 符号により保護される。更に AL-PDU ペイロードを原符号 r=1/4, K=5 の畳み込み符号を用いたパンクチャド畳み込み符号により符号化する。更にオプションで ARQ も適用できる。

4.3 短縮化 RS 符号を用いたペイロード保護方式

提案方式で用いている RS 符号は $GF(2^8)$ 上の短縮化(255,k)RS 符号で、可変長の AL-SDU*の長さによって情報成分 k の長さが決定される。ただし、AL-SDU*の長さは予め RS 符号語の長さが 255 オクテット以下になるように設定されなければならない。RS 符号のパリティ長を t オクテットとすると、短縮化符号を用いた可変長 AL-SDU*の符号化法を図 4.6 に示す。図 4.6 において、可変長の AL-SDU* $k(\tau)$ に対して固定長の RS 符号パリティ t を付加することで、$(k(\tau)+t, k(\tau))$RS 符号を生成する。各 τ 番目の符号語の訂正能力は異なる（$k(\tau)$ が長い時には訂正能力が下がり、短いときには訂正能力が上がる）が、パリティが 1 つ固定なので、回路構成が簡単かつ、容易に可変長に対応できる。

図 4.7 に提案方式を用いた多重化方式の構成を示す。図 4.7 において、AL3M は画像ビットストリームを上位の画像符号化装置から受け取る。AL3M では AL-SDU を 1 つまたは複数の AL-SDU*に分割することも可能である。AL-SDU*と CRC は合わせて RS 符号化器に入力される。このとき CRC は 0,8,16,32 ビットの CRC がサポートされており、そのうち任意の 1 つを選択して用いることができる。これらの CRC の生成多項式を表 4.2 に示す。ここで、RS 符号の

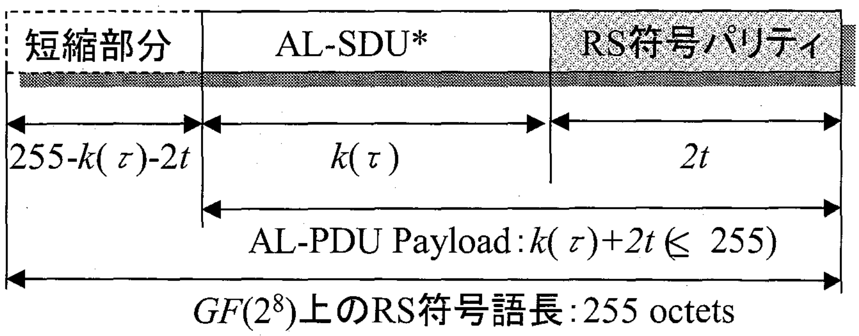


図 4.6 短縮化 RS 符号を用いた AL-SDU*の誤り訂正符号化法

表 4.2 CRC 生成多項式

8 bit	x^8+x^2+x+1
16 bit	$x^{16}+x^{12}+x^5+1$
32 bit	$x^{32}+x^{26}+x^{23}+x^{22}+x^{16}+x^{12}+x^{11}+x^{10}+x^8+x^7+x^5+x^4+x^2+1$

訂正能力を t オクテット、AL-SDU*の長さを $l_{AL-SDU*}$ オクテット、CRC の長さを l_{CRC} オクテットとすると、誤り訂正能力 t は $0 \le 2t \le 255-(l_{AL-SDU*}+l_{CRC})$ の範囲内で任意に選択できる。

ここで用いられている RS 符号の最小多項式は次式で表され、

$$m(x) = x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1 \tag{4.1}$$

また、その生成多項式は、式(4.1)の根 α^i $(0 \le i \le 254)$ を用いて

$$g(x) = (x-\alpha)(x-\alpha^2)\cdots(x-\alpha^{2t}) \tag{4.2}$$

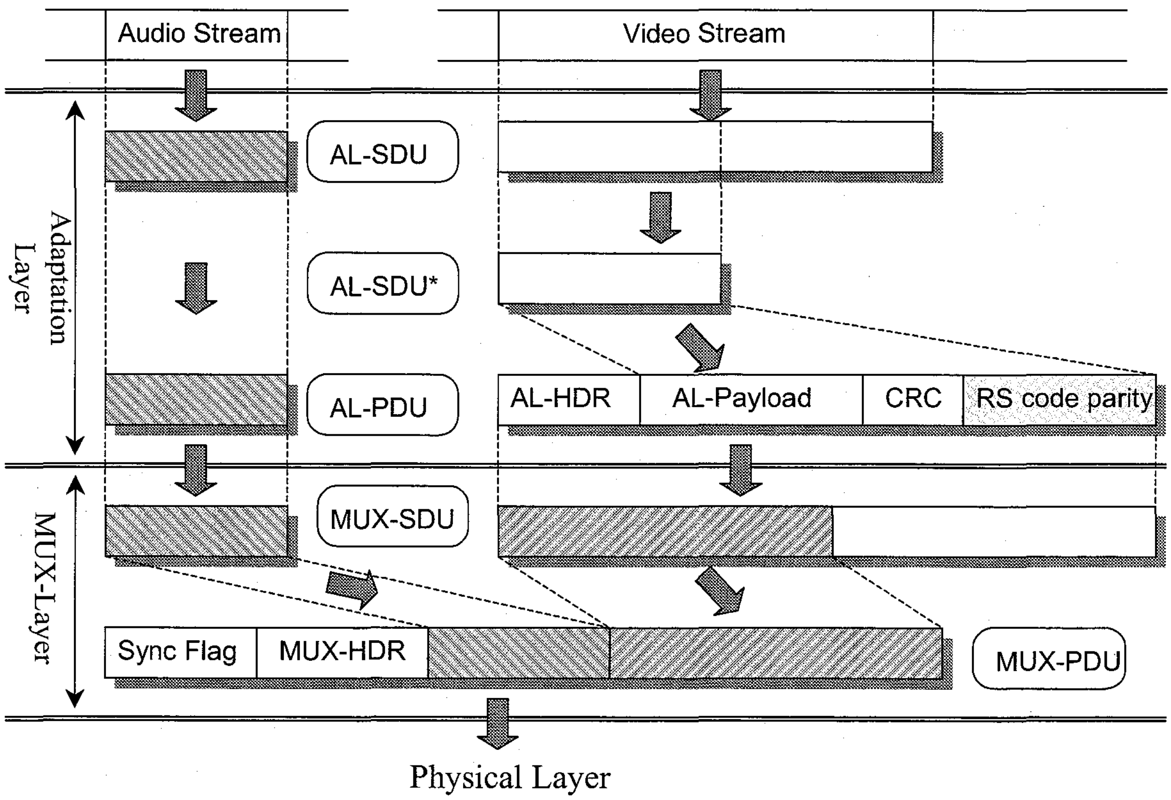


図 4.7 提案方式を用いた多重化方式の構成

と表される。今、AL-SDU*と CRC の情報系列を $\boldsymbol{u}=(u_{k-1}, u_{k-2}, \ldots, u_1, u_0)$とすると、RS 符号化に伴うパリティ検査多項式$p(x)$は、情報系列多項式

$$u(x) = u_{k-1}x^{k-1} + u_{k-2}x^{k-2} + \cdots + u_1 x + u_0 \tag{4.3}$$

を用いて

$$\begin{aligned} p(x) &= x^{2t} \cdot u(x) \mod g(x) \\ &= p_{2t-1}x^{2t-1} + p_{2t-2}x^{2t-2} + \cdots + p_1 x + p_0 \end{aligned} \tag{4.4}$$

となる。

よって、AL3M の送信側では $u(x)$と $p(x)$を合わせて AL-PDU Payload $c(x)$となり、この $c(x)$は以下のように表すことができる。

$$\begin{aligned} c(x) = & u_{k-1}x^{2t+k-1} + u_{k-2}x^{2t+k-2} + \cdots + u_1 x^{2t+1} + u_0 x^{2t} \\ & + p_{2t-1}x^{2t-1} + p_{2t-2}x^{2t-2} + \cdots + p_1 x + p_0 \end{aligned} \tag{4.5}$$

表 4.3 シミュレーション緒言

Video	MPEG-4 simple profile	**Multiplexing**	Proposed scheme, H.223 Annex B and C
Coding bit-rate	52 kbps (Annex B) 42 kbps (Annex C and proposed scheme) 26 kbps (Annex C and proposed scheme)	AL header size	Proposed (AL2M: 0 bit, AL3M: 16 bits) Annex C (AL2M: 0 bit, AL3M: 16 bits) Annex B (AL2 : 0 bit, AL3 : 0 bit)
Frame rate	10Hz	AL CRC	Proposed (AL2M: 0 bit, AL3M: 0 bit) Annex C (AL2M: 0 bit, AL3M: 4 bits) Annex B (AL2 : 8 bit, AL3 :16 bit)
Video packet size	approximately 75 octets		
Speech	Random dummy data	AL-PDU option Interleaving	Proposed : not defined Annex C : used Annex B : not defined
Coding bit-rate	6.4kbps		
Frame length	30ms		
		AL FEC	Proposed : RS code (t=9, 38) Annex C : RCPC code (r=4/5, 1/2) Annex B : not defined
Channel	Frequency nonselective fading channel		
MUX-PDU bit-rate	64 kbps		
Interleaving	10 ms interleaving	Retransmission	not used
Doppler freq.	f_D=10 Hz	MUX-PDU Option header	Used
Convolutional code	r=1/2, K=3		

このように、提案方式では可変長の AL-SDU*に固定長の冗長成分を付加するため、各 AL-PDU Payload に対してその符号語の長さに関係なく同じ誤り訂正能力となる。また、AL-SDU*は、常に $l_{AL-SDU*} \leq 255-2t-l_{CRC}$ を満たさなければならない。更に提案方式はオプションとして再送の機能をもっている。これは、上記の RS 符号を誤り訂正符号として用いる Type-I のハイブリッド ARQ である。

4.4 数値計算例

レイリー・フェージング伝送路上での復号画像ビットストリームの評価を計算機シミュレーションを用いて行った。表 4.3 にシミュレーション緒言を示す。

MPEG-4 の誤り耐性は主として VP 単位で機能するように構成されているため、送信側の AL で VP を分割することによって、分割された VP の一部が伝送路誤り等の原因により受信側で正しく復元できず欠落したりすると、その誤り耐性機能が効果的に働かない可能性がある。従って、本シミュレーションでは MPEG-4 の 1 VP を多重化部の 1AL-SDU に対応させる。そして、H.223 Annex C 及び、提案方式を用いるときには、1AL-SDU*を 1AL-SDU とする。

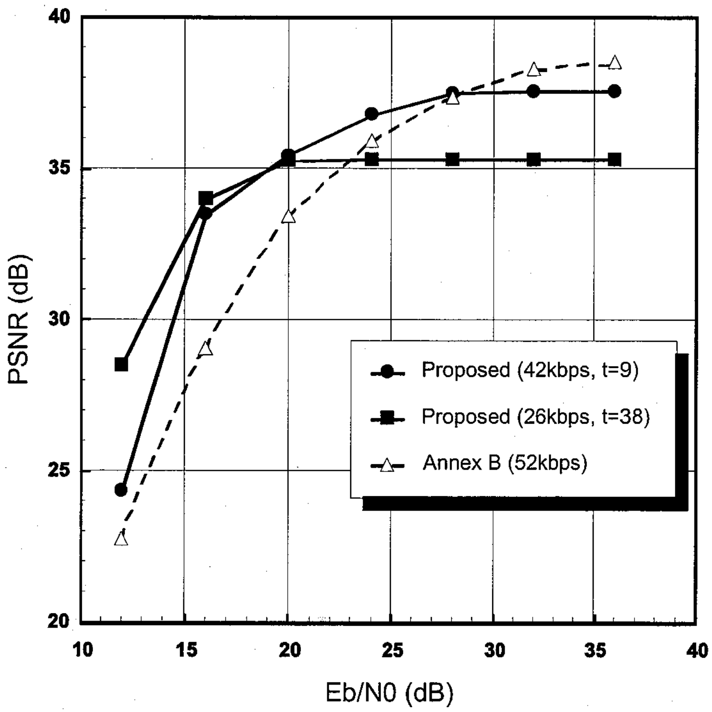


図 4.8 提案方式の PSNR 特性(RS 符号: t=9, 38 インターリーブ: 10ms)

図 4.8 は t=9,38 の RS 符号としたときの提案方式の復号画質を、平均 PSNR を用いて評価したグラフを示す。ただし、RS 符号の復号は硬判定による復号結果を示し、更に参考値として H.223 Annex B を同じ伝送路上で評価した結果を示す。図 4.8 において、E_b/N_0=28 dB よりも高い時には Annex B が最も高い PSNR を示している。これは、誤り率が非常に小さい伝送路では、ペイロードに誤り訂正符号をかけることによって生じる画質の劣化の方が伝送路誤りによって生じる劣化より支配的になっているためである。すなわち、t=9 の提案方式エラーフリーの PSNR は平均 37.55 dB であるため、この方式では 37.55 dB よりも画質が良くなることはないが、一方で H.223 Annex B のエラーフリーの PSNR は平均 38.57 dB であるため、E_b/N_0 が大きくなるにつれて、PSNR は 38.57 dB に向かって画質が向上していくことを示している。E_b/N_0 の値が 28dB よりも低くなると今度はペイロード誤り訂正符号の効果が出てくるため、t=9 の提案方式が H.223 Annex B よりも PSNR が高くなっている。そして、E_b/N_0=20 dB を境に、t=38 の提案方式が最も高い PSNR を示すようになる。このように、伝送路状態が悪くなるにつれて、高いペイロード誤り訂正能力を持った方式が優れた特性を示すと言うことがわかる。これはすなわち、受信機で性格な伝送路状態推定ができれば、それに基づいて最適な誤り訂正符号をかけることが可能となるため、適応的に訂正能力を設定することで、例えば、E_b/N_0=24dB のとき、t=9 の提案方式を用いることで Annex B よりも 0.9 dB の画質の改善を期待でき、E_b/N_0=20dB のときには t=38 の提案方式を用いることで 2.0dB の改善効果を得ることができる。

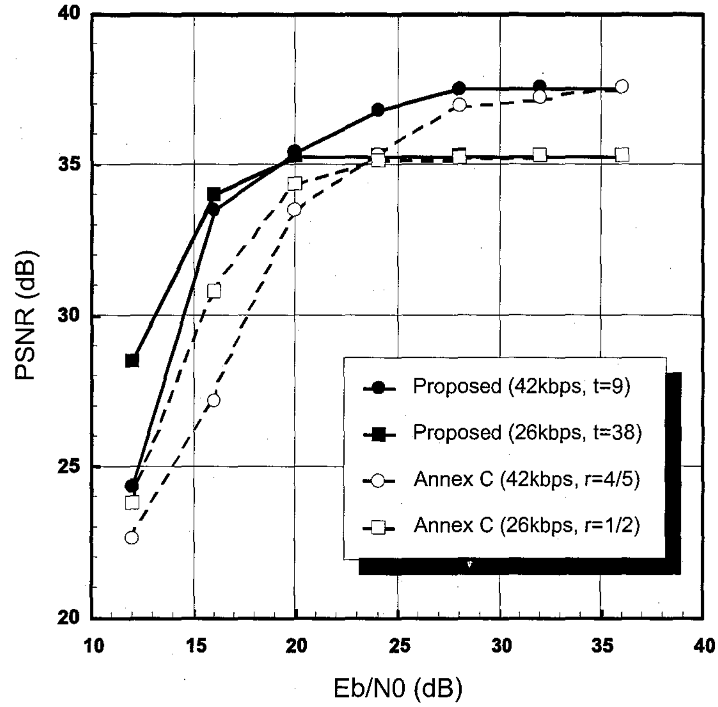


図 4.9 提案方式と従来方式の特性比較 (インターリーブ 10ms)

図4.9に提案方式とH.223 Annex Cの特性を示す。提案方式のグラフは図4.8と同じt=9,38の例を示し、H.223 Annex Cのグラフは RCPC 符号の符号化率がr =4/5,1/2 の例を示している。ここで、t=9 の提案方式とr =4/5 の H.223 Annex C はどちらも符号化レート 42kbps の画像に対する特性である。また提案方式の符号化率は VP サイズが平均 75octets であることから 0.806 となり、これは H.223 Annex C と殆ど同じに設定されている。同様にt=38 の提案方式とr =1/2 の H.223 Annex C に関してはどちらも符号化レート 26kbps の画像に対する特性であり、提案方式の符号化率は H.223 Annex C と殆ど同じ 0.497 である。図 4.9 において、符号化レート 42kbps、26kbps のどちらの画像についても提案方式の方が H.223 Annex C よりも特性が優れていることがわかる。これは主に RS 符号のバースト誤り訂正能力が効果を出しているためと考えられる。これに対して、H.223 Annex C は RCPC 符号がランダム誤り訂正符号であるため、伝送路でのインターリーブが 10ms 程度では十分に誤りがランダム化されていないことなどにより、RCPC 符号による改善効果があまり得られなかったと考えられる。

図 4.10 及び 4.11 に符号化レート 26kbps、E_b / N_0 =16dB における画像の各フレームにおける PSNR を示す。図 4.10 にエラーフリーの画像（送信側の画像）と提案方式を適用したときの復号画像の画質を、図 4.11 にはエラーフリーの画像（図 4.10 と同じ画像）と H.223 Annex C の画像の画質をそれぞれ示す。図 4.10 において A-1，A-2，A-3 は動きが少ないた

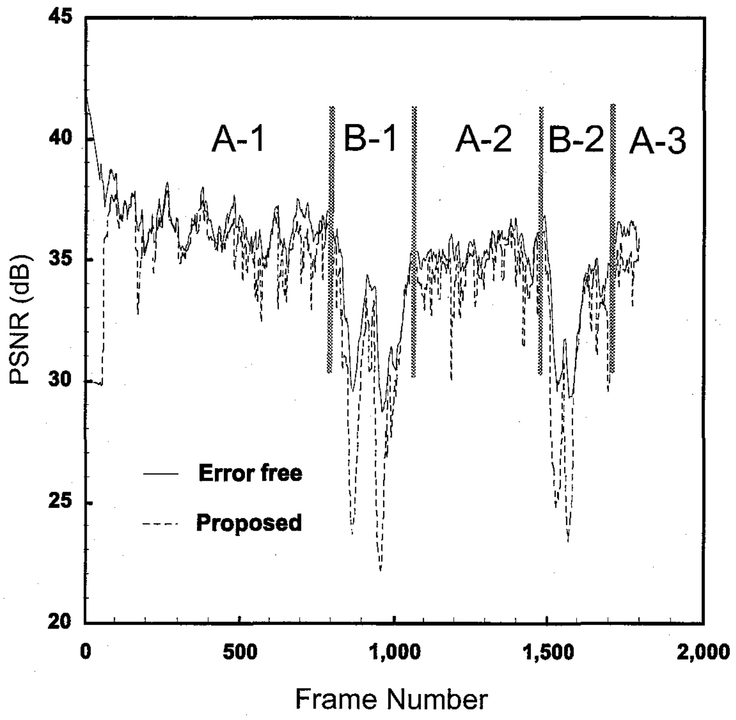


図 4.10 提案方式の PSNR (符号化レート 26kbps, E_b / N_0 =16dB)

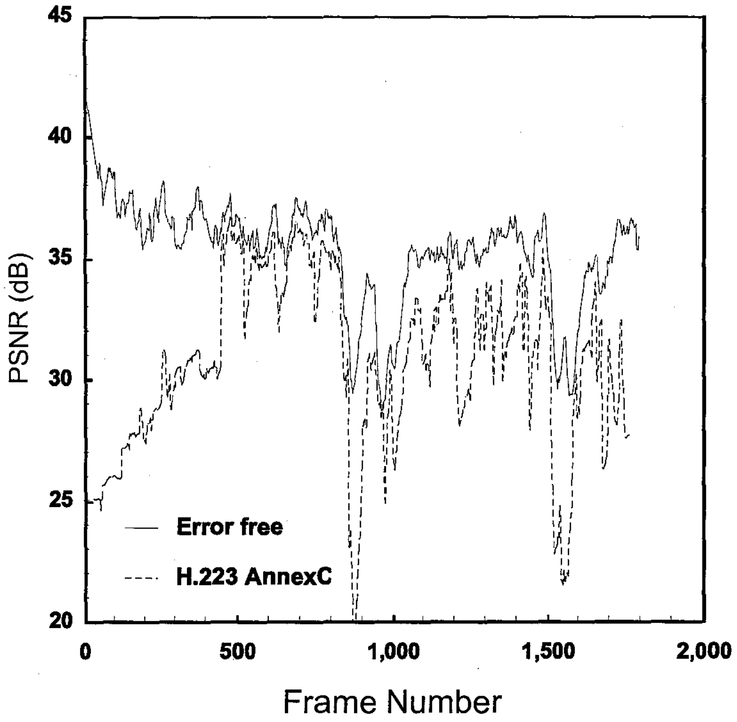


図 4.11 H.223 Annex C の PSNR (符号化レート 26kbps, E_b / N_0=16dB)

め PSNR の変動が少なく、B-1, B-2 は動きが激しいため発生符号量が多い箇所であるが、レート制御等により情報量を抑制しているため PSNR が部分的に劣化している。このような動きの激しい箇所では誤りに対しても敏感になるため、提案方式の PSNR も部分的に劣化しているが、動きの少ない A-1, A-2, A-3 では RS 符号による誤り訂正効果によりエラーフリー画像とほぼ同じ程度の画質が得られていることがわかる。一方で図 4.11 においては動きの激しい B-1, B-2 だけでなく、A-1, A-2, A-3 といった動きの少ない部分も劣化しており、この図からも RCPC 符号による改善効果があまり得られてないことがわかる。

4.5 結言

本章では $GF(2^8)$上の RS 符号を適用したマルチメディア多重化方式を提案し、その特性を評価した。本提案方式の主な特徴は、

① オクテット単位で処理できるため、ビット処理単位の畳み込み符号に比べて高速かつ小さい回路規模で実現することができる。

② RS 符号はバースト誤りに比較的強い誤り訂正符号であるため多重化部にインターリーブを持たなくても効果的な誤り訂正能力が期待できる。

などが挙げられる。

更に、RS 符号は符号長が一意に定まるため、可変長のストリームに対応する具体的手法として、長いストリームは予め所定の長さ以下に分割した後、短縮化 RS 符号を用いて可変長の情報成分に一定の長さの冗長成分を付加する方式を提案している。

そして、動画像符号化方式として MPEG-4 を伝送した時のフェージング伝送路上における特性を計算機シミュレーションにより評価した。その結果、提案方式の特性は従来の H.223 Annex B 及び H.223 Annex C に比べて優れた特性を示すことを明らかにした。

本提案方式は ITU-T H.223 Annex D として 1999 年 5 月に ITU-T で標準化され、IMT-2000 における回線交換型マルチメディア・システムにおけるマルチメディア多重化方式の 1 つとして採用されることになった [105]。

第5章
結　論

本論文は移動通信におけるディジタル情報伝送の高品質化に関して次の3つの目的に沿って行った研究成果をまとめたものである。

(1) フェージング環境下で、高い符号化利得、高い周波数利用効率が得られる符号化変調方式の提案
(2) 簡単なプロトコル且つ小さいバッファサイズで実現でき、フェージング等の伝送路状態の悪いところでも高いスループットが得られるARQの提案
(3) 音声・画像・データ等の異なるQoSに対応できるマルチメディア多重化方式に適した誤り訂正方式の提案

以下に第2章から第4章において得られた成果を総括して述べ、結論とする。

1. トレリス符号化の冗長成分を変調点多値数ではなくシンボルレート（帯域拡大）に転換し、かつシンボルレートが比較的自由に設定できるシンボルレート可変 TCM 方式を提案した。始めにシンボルレート可変 TCM 方式の一般的な構成法について述べ、本方式は SRI TCM を一般化したもの、すなわち SRI TCM は本方式における $r=(m-m_2-1)/(m-m_2)$ の場合であることを示した。帯域拡大率が106.7%、104.3%、103.2%の3つの場合についてパンクチャド符号を用いた256QAMの構成例を示し、その d^2_{free} と漸近的符号化利得、AWGN伝送路における誤り率特性を評価した。上記3つの帯域拡大率の場合について計算機シミュレーションによる誤り率特性を調べ、符号化利得と帯域拡大率がトレードオフの関係にあることを定量的に示した。次に、シンボルレート可変 TCM 方式の移動通信への具体的な適用方法として、Double-Gray-coded Mapping による Pragmatic TCM を用いたシンボルレート可変 Pragmatic TCM 方式を提案し、そのAWGN伝送路並びにレイリー・フェージング伝送路における誤り率特性を理論解析及び計算機シミュレーションにより求めた。そして、従来の Pragmatic TCM と比較して提案方式の有効性を示した。

2. バッファサイズを有限にしたSR ARQの伝送効率をできるだけ高くかつ簡単な手順で実現できるSR+MC方式を提案した。この方式はモード切替型ARQの1つであるSR+ST Scheme 2を修正したものである。AWGN伝送路におけるスループット特性を理論解析と計算機シミュレーションにより求めた結果、SR+MC 方式は SR+ST Scheme 2よりも優れた特性を示すことを明らかにした。特にSR+MC方式はSR+ST Scheme 1、SR+GBN Scheme等、その他のモード切替型SR ARQに比べても伝送路状態の悪いところで特性が優れていることが明らかとなった。また、SR+MC 方式はRTDの大きいシステムにおいてより効果的であることを明らかにした。更に提案方式にRS符号を適用したHybrid Type-I ARQのフェージング伝送路上におけるスループット特性を理論解析と計算機シミュレーションにより評価した。その結果、ライス・フェージング、レイリー・フェージングどちらの場合でも提案方式はSR+ST Scheme 2よりも優れた特性を示していることを明らかにした。

3. バースト誤りに比較的強く、オクテット単位で処理でき、高速かつ小さい回路規模で実現可能な $GF(2^8)$上の RS 符号を適用したマルチメディア多重化方式を提案し、その特性を評価した。その結果、レイリー・フェージング伝送路上における提案方式の特性は従来のH.223 Annex B及びH.223 Annex Cに比べて優れた特性を示すことが分かった。また、本提案方式はH.223 Annex DとしてITU-T SG16で1999年5月に標準化され、IMT-2000における回線交換型マルチメディア・システムのマルチメディア多重化方式の1つとして採用されることになった。

以上、本論文の研究成果が通信工学の進展に多少なりとも貢献することを願って、本論文の結びとしたい。

参考文献

[1] M.Zeng, A.Annamalai and V.K.Bhargava: 'Recent Advances in Cellular Wireless Communications,' IEEE Commun. Mag., Vol.37, No.9, pp.128-138, Sep. 1999.

[2] R.Prasad, J.S.Dasilva and B.Arroyo-Fernandez: 'Air Interface Access Scheme for Wireless Communications (Part2),' IEEE Commun. Mag., Vol.37, No.12, pp.70-71, Dec. 1999.

[3] 菊池・若尾：'音楽も、ゲームも、電子商取引もケータイがのみ込む，' 日経エレクトロニクス，No.757，pp.109-131, Nov. 1999.

[4] T.Ojanpera and R.Prasad: 'An Overview of Air Interface Multiple Access for IMT-2000/UMTS,' IEEE Commun. Mag., Vol.36, No.9, pp.82-95, Sep. 1998.

[5] T.Ojanperae and R.Prasad: 'An Overview of Third-Generation Wireless Personal Communications: A European Perspective,' IEEE Personal Commun., Vol.5, No.6, pp.59-65, Dec. 1998.

[6] P.Chaudhury, W.Mohr and S.Onoe: 'The 3GPP Proposal for IMT-2000,' IEEE Commun. Mag., Vol.37, No.12, pp.72-81, Dec. 1999.

[7] S.Faccin, L.Hsu, R.Koodli, K.Le and R.Purnadi: 'GPRS and IS-136 Integration for Flexible Network and Services Evolution,' IEEE Personal Commun., Vol.6, No.3, pp.48-54, Jun.. 1999.

[8] C.Bettstetter, H.Voegel and J.Eberspaecher: 'GSM Phase 2+ General Packet Radio Service GPRS: Architecture, Protocols, and Air Interface,' IEICE Trans. Commun. Vol.E83-B, No.2, pp.117-118, Feb. 2000.

[9] S.Nanda, K.Balachandran and S.Kumar: 'Adaptation Techniques in Wireless Packet Data Services,' IEEE Commun. Mag., Vol.38, No.1, pp.54-64, Jan. 2000.

[10] K.Balachandran, R.Ejzak, S.Nanda, S.Vitebskiy and S.Seth: 'GPRS-136: High-Rate Packet Data Service for North American TDMA Digital Cellular Systems,' IEEE Personal Commun., Vol.6, No.3, pp.34-47, Jun.. 1999.

[11] A.Furuskaer, S.Mazur, F.Mueller and H.Olofsson: 'EDGE: Enhanced Data Rates for GSM and TDMA/136 Evolution,' IEEE Personal Commun., Vol.6, No.3, pp.56-66, Jun. 1999.

[12] A.Furuskaer, J.Naeslund and H.Olofsson: 'EDGE: Enhanced Data Rates for GSM and TDMA/136 Evolution,' Ericsson Review, No.1, pp.28-37, 1999.

[13] T.Maruse and M.Ohyama: 'Evolution of Personal Multimedia Communications Services in Japan,' IEEE Personal Commun., Vol.5, No.6, pp.66-74, Dec. 1998.

[14]今井・片岡・宮川：'多段符号化の理論と多相位相変調通信方式への応用，' 信学論(A), Vol.54-A, pp.597-604, 1971.

[15] J.L.Massey: 'Coding and Modulation in Digital Communications,' in Proc. 1974 Int. Zurich Seminar on Digital Communications, Zurich, Switzerland, pp.E(2)-(4), Mar. 1974.

[16] G.Ungerboeck and I.Csajika: 'On Improving Data-link Performance by Increasing the Channel Alphabet and Introducing Sequence Coding,' in Proc. 1976 Int. Symposium on Information Theory (ISIT), Ronneby, Sweden, Jun. 1976.

[17] G.Ungerboeck: 'Channel Coding with Multilevel/phase Signals,' IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-28, pp.56-67, Jan. 1982.

[18] A.R.Calderbank and J.E.Mazo: 'A New Description of Trellis Codes,' IEEE Trans. Inform. Theory, Vol. IT-30, pp.784-791, Nov.1984.

[19] A.R.Calderbank and N.J.A.Sloane: 'Four-dimensional Modulation with an Eight-state Trellis Codes,' AT&T Tech. J., Vol64, pp.1005-1018, 1985.

[20] A.R.Calderbank and N.J.A.Sloane: 'An Eight-dimensional Trellis Code,' Proc. IEEE, Vol.74, pp.757-759, 1987.

[21] A.R.Calderbank and N.J.A.Sloane: 'New Trellis Codes Based on Lattice and Cosets,' IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-33, pp.177-195, Mar. 1987.

[22] L.-F.Wei: 'Trellis-coded Modulation with Multidimensional Constellations,' IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-33, pp.483-501, Jul. 1987.

[23] S.G.Wilson and Y.S.Leung: 'Trellis-coded Phase Modulation on Rayleigh Fading Channel,' in Proc. Int. Conference Commun., pp.21.3.1-21.3.5, Jun. 1987.

[24] D.Divsalar and M.K.Simon: 'The Design of Trellis Coded MPSK for Fading Channels: Performance Criteria,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-36, pp.1004-1012, Sep.. 1988.

[25] D.Divsalar and M.K.Simon: 'Trellis Coded Modulation for 4800-9600 bit/s Transmission over a Fading Mobile Satellite Channel,' IEEE J. Select. Area Commun., Vol.SAC-5, pp.162-175, Feb. 1987.

[26] D.Divsalar and M.K.Simon: 'The Design of Trellis Coded MPSK for Fading Channels: Set Partitioning for Optimum Code Design,' IEEE Trans. Commun., Vol. COM-36, pp.1013-1021, Sep. 1988.

[27] C.Schlegel and D.J.Costello,Jr.: 'Bandwidth Efficient Coding for Fading Channels: Code Construction and Performance Analysis,' IEEE J. Select. Areas Commun., Vol. SAC-7, pp.1356-1368, Dec. 1989.

[28] S.H.Jamali and T.Le-Ngoc: 'A New 4-state 8PSK TCM Scheme for Fast Fading, Shadowed Mobile Radio Channels,' IEEE Trans. Vehic. Technol., Vol.VT-40, pp.216-222, Feb. 1991.

[29] J.Du and B.Vacetic: 'New M-PSK Trellis Codes for Fading Channels,' Electron. Letters, Vol.26, pp.1267-1269, Aug. 1990.

[30] J.K.Cavers and P.Ho: 'Analysis of the Error Performance of Trellis-coded Modulations in Rayleigh-fading Channels,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-40, pp.74-83, Jan. 1992.

[31] R.G.McKay, P.J.McLane and E.Biglieri: 'Error Bouds for Trellis-coded MPSK on a Fading Mobile Satellite Channel,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-39, pp.1750-1761, Dec. 1991.

[32] S.B.Slimane and T.Le-Ngoc: 'A Tight Upper Bound on the Error Probability of Coded Modulation Schemes in Rayleigh Fading Channels,' in Proc. PIMRC'93, Yokohama, Japan, Sep. 1993.

[33] H. Ohtsuka, Y. Saito, and S. Komaki: 'Super multi-carrier trellis coded 256QAM digital microwave radio,' in Proc. GLOBECOM'88, pp.244-249, Nov. 1988.

[34] Y. Saito: 'Trellis coded modulation for multi-state QAM -Which is better, signal space expansion or bandwidth expansion?-,' Trans. IEICE vol.E73, no.10, pp.1666-1673, Oct. 1990.

[35] 中村・相河・高梨：'フェージング伝搬路におけるトレリス符号化256QAM方式，' 信学論(A), vol.J73-A, 2, pp.341-349, Feb. 1990.

[36] S.Lin and D.J.Costello,Jr.: 'Error Control Coding -Fundamentals and Applications-,' Prentice-Hall.

[37] S.Lin, D.J.Costello,Jr. and M.J.Miller: 'Automatic-Repeat-Request Error-Control Schemes,' IEEE Trans. Commun. Mag., Vol.22, No.12, pp.5-16, Dec. 1984.

[38] F.Argenti, G.Benelli and A.Garzelli: 'Generalized Stop-And-Wait Protocol,' Elec. Letters, Vol.28, No.9, pp.861-863, Apr. 1992.

[39] A.R.K.Sastry: 'Improving Automatic-Repeat-Request (ARQ) Performance on Satellite Channels under High Error Rate Conditions,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-23, pp.436-439, Apr. 1975.

[40] D.Towsley: 'The Stutter Go-Back N Protocol,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-27, pp.869-875, Jun. 1979.

[41] J.M.Morris: 'On Another Go-Back N ARQ Technique for High Error Rate Conditions,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-26, Jan. 1978.

[42] M.J.Miller and S.Lin: 'The Analysis of some Selective-Repeat ARQ Schemes with Finite Receiver Buffer,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-29, No.9, pp.1307-1315, Sep. 1981.

[43]松木・高梨・田中：'レーリーチャンネル環境でのデータ伝送におけるMODS ARQ方式，' 信学総大B-495，1995.

[44] S.B.Wicker: 'High-reliability Data Transfer over the Land Mobile Radio Cahnnel Using Interleaved Hybrid-ARQ Error Control,' IEEE Trans Vehic. Technol., Vol. VT-39, No.1, pp.48-55, Feb. 1990.

[45] S.B.Wicker: 'Reed-Solomon Error Control Coding for Rayleigh Fading Channels with Feedback,' IEEE Trans Vehic. Technol., Vol. VT-41, No.2, pp.124-133, Feb. 1992.

[46] L.K.Rasmussen and S.B.Wicker: 'A Performance Analysis for Trellis Coded Hybrid-ARQ Protocols,' in Proc. IEEE Global Telecomun. Conf. (GLOBECOM), pp.899-904, Orlando, FL, Dec. 1992.

[47] L.K.Rasmussen and S.B.Wicker: 'The Performance of Type-I Trellis Coded Hybrid-ARQ Protocols over AWGN and Slowly Fading Channels,' IEEE Trans. Inform. Theory, Vol.IT-40, No.2, pp.418-428, Mar., 1994.

[48] H.Zhou and R.H.Deng: 'A Hybrid ARQ Scheme with Diversity Combining for Land Mobile Radio,' in Proc. IEEE Vehic. Technol. Conf. (VTC), pp.902-905, 1992.

[49] J.J.Metzner: 'Improvements in Block-Retransmission Schemes,' in Proc. 1977 Int. Symposium on Information Theory (ISIT'77), Ithaca, NY, Oct. 1977.

[50] J.J.Metzner: 'Improvements in Block-Retransmission Schemes,' IEEE Trans. Commun., Vol. COM-27, pp.525-532, Feb. 1979.

[51] S.Lin and P.S.Yu: 'A Hybrid ARQ Scheme with Parity Retransmission for Error Control of Satellite Channels,' IEEE Trans. Commun., Vol. COM-30, No.7, pp.1701-1719, Jul. 1982.

[52] S.Lin and J.S.Ma: 'A Hybrid ARQ System with Parity Retransmission for Error Correction,' IBM Res. Rep. 7478(32232), Jan. 11, 1979.

[53] S.Lin and P.S.Yu: 'SPEC-An Effective Hybrid-ARQ Scheme,' IBM Res. Rep. 7591(32852), Apr. 4, 1979.

[54] Y.-M.Wang and S.Lin: 'A Modified Selective-repeat Type-II Hybrid ARQ System and Its Performance Analysis,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-31, No.5, pp.593-608, May 1983.

[55] Y.-M.Wang and S.Lin: 'A Parity-retransmission Hybrid ARQ Using a Convolutional Code and Viterbi Decoding for Error Control,' in Proc. IEEE Global Telecomun. Conf. (GLOBECOM), E.7.1, Miami, FL, Nov. 1982.

[56] L.R.Lugand and D.J.Costello, Jr.: 'A Comparison of Three Hybrid ARQ Schemes Using Convolutional Codes on a Non-stationary Channel,' in Proc. IEEE GLOBECOM'82., C.8.4, Miami, FL, Nov. 1982.

[57] R.A.Comroe and D.J.Costello,Jr.: 'ARQ Scheme for Data Transmission in Mobile Radio Systems,' IEEE Trans. Commun., Vol. COM-32, Jun. 1984.

[58] T.C.Ancheta: 'Convolutional Parity Check Automatic Repeat Request,' in Proc. 1979 Int. Symposium on Information Theory (ISIT'79), Grignano, Italy, Jun. 1979.

[59] D.Chase: 'Code Combining a Maximum-likelihood Decoding Approach for Combining an Arbitrary Number of Noisy Packets,' IEEE Trans. Commun., Vol.33, pp.385-393, May 1985.

[60] S.Kallel: 'Analysis of a Type-II Hybrid ARQ Scheme with Code Combining,' IEEE Trans. Commun., Vol. COM-38, No.8, pp.1133-1137, Aug. 1990.

[61] S.Kallel: 'Complementary Punctured Convolutional Codes and their Applications,' IEEE Trans. Commun., Vol.43, No.6, pp.2005-2009, Jun. 1995.

[62] M.Eroz and T.Fuja: 'A Multiple Trellis-coded Hybrid-ARQ Scheme for Land Mobile Communication Channels,' in Proc. IEEE MILCOM, pp.496-500, 1995.

[63] E.Malkamaki and H.Leib: 'Type-II Hybrid ARQ with Convolutional Codes over Block Fading Rayleigh Channels,' in Proc. Int. Symposium on Personal, Indoor and Mobile Communications (PIMRC), pp.1191-1195, Finland, 1997.

[64] M.Naijo, S.Sampei, N.Morinaga and Y.Kamio: 'ARQ Schemes with Adaptive Modulation/TDMA/TDD Systems for Wireless Multimedia Communication Services,' in Proc. Int. Symposium on Personal, Indoor and Mobile Communications (PIMRC), pp.709-713, Finland, 1997.

[65] M.Khansari, A.Jalali, E.Dubois and P.Mermelstein: 'Low Bit-Rate Video Transmission over Fading Channels for Wireless Microcellular Systems,' IEEE Trans. Circuits and Sys. for Video Technol., Vol.6, No.1, pp.1-11, Feb. 1996.

[66] 加藤・臼井・田坂: 'PHS におけるビデオ伝送方式の性能評価', 信学論(B-II), vol.J79-B-II, No.2, pp.646-656, Oct. 1996.

[67] H.Liu, Q.Zhang, M.E.Zarki and S.Kassam: 'Wireless Video Transmission with Adaptive Error Control,' in Proc. Int. Symposium on Information Theory and its Applications (ISITA), pp.371-374, Canada, 1996.

[68] 二神・廣瀬・村田・吉田：‘移動通信における ARQ を用いた動画像伝送遅延改善法の検討’，第 20 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA)，pp.405-408，Dec.1997.

[69] P.Cherriman and L.Hanzo: ‘Programmable H.263-Based Wireless Video Transceivers for Interference-Limited Environments,’ IEEE Trans. Circuits and Sys. for Video Technol., Vol.8, No.3, pp.275-286, Jun. 1998.

[70] H.Liu and M.E.Zarki: ‘Performance of H.263 Video Transmission over Wireless Channels Using Hybrid ARQ,’ IEEE Journal on Select. Areas in Commun., Vol.15, No.9, pp.1775-1786, Dec.1997.

[71] J.Lu, K.B.Letaief and M.L.Liou: ‘Robust Video Transmission over Correlated Mobile Fading Channels,’ IEEE Trans. Circuits and Sys. for Video Technol., Vol.9, No.5, pp.737-751, Aug. 1999.

[72] N.Faerber, B.Girod and J.Villasenor: ‘Extensions of ITU-T Recommendation H.324 for Error-Resilient Video Transmission,’ IEEE Commun. Mag., Vol.36, No.6, pp.120-128, Jun. 1998.

[73] ITU-T Rec. H.223 Annex A, ‘Multiplexing Protocol for Low Bit-rate Mobile Multimedia Communication over Low Error-prone Channels,’ Feb. 1998.

[74] ITU-T Rec. H.223 Annex B, ‘Multiplexing Protocol for Low Bit-rate Mobile Multimedia Communication over Moderate Error-prone Channels,’ Feb. 1998.

[75] ITU-T Rec. H.223 Annex C, ‘Multiplexing Protocol for Low Bit-rate Mobile Multimedia Communication over Highly Error-prone Channels,’ Feb. 1998.

[76] ITU-T Rec. H.324, ‘Terminal for Low Bitrate Multimedia Communication,’ 1996.

[77] ITU-T Rec. H.245, ‘Control protocol for multimedia communication,’ 1996.

[78] ITU-T Rec. H.223, ‘Multiplexing protocol for low bitrate multimedia communication,’ 1996.

[79] ITU-T Rec. H.263, ‘Video coding for low bitrate communication,’ 1996.

[80] ISO/IEC 14496-2 Final Draft of International Standard, ‘Information technology - generic coding of audio-visual objects: Part2-Visual,’ ISO/IEC JTC1/SC29/WG11 N2502, Nov. 1998.

[81] ITU-T Rec. G.723.1, 'Dual Rate Speech Codec for Multimedia telecommunications Transmitting at 5.3 and 6.3 kbit/s,' 1995.

[82] 鈴木・河原：'MPRG-4 多重化情報誤り保護法の検討，' 信学総大 B-5-197，1997.

[83] 河原・鈴木：'マルチメディア移動通信に適した誤り保護法の提案，' 信学総大 B-5-198，1997.

[84] 山崎・田中・斉藤：'マルチメディア多重化における誤り制御の復号法，' 信学技報 IT97-47，pp.35-40，1997.

[85] 鈴木・河原：'MPEG-4 システムレイヤ多重化方式における伝送誤り特性の検討，' 信学技報 RCS96-99，pp.1-8，1996.

[86] 疋田・小澤・日比：'PHS によるリアルタイム通信用多重化プロトコルの一検討，' 信学総大 B-8-10，1997.

[87] 仲・鈴木・河原・三木：'マルチメディア移動通信に適した可変長フレーム同期保護法の検討，' 信学技報 RCS97-50，pp.23-28，1997.

[88] 福井・野中・中井：'携帯 TV 電話用マルチメディア多重化方式に関する検討，' 信学技報 NIM97-71，pp.19-24，1997.

[89] G.Ungerboeck: 'Trellis-coded modulation with redundant sets : Part I, II,' IEEE Commun. Mag., Vol.25, No.2, pp.5-21, Feb. 1987.

[90] S.Kato, M.Morikura and S.Kubota: 'Implementation of coded modems,' IEEE Commun. Mag., Vol.29, No.12, pp.88-97, Dec. 1991.

[91] S.Benedetto, M.Mondin and G.Montorsi: 'Performance Evaluation of Trellis-Coded Modulation Schemes,' Proc. of IEEE, Vol.82, No.6, pp.833-855, Jun. 1994.

[92] A.J.Viterbi, J.K.Wolf, F.Zehavi and R.Padovani: 'A Pragmatic Approach to Trellis-Coded Modulation,' IEEE Comm. Mag., pp.11-19, Jul. 1989.

[93] Y.Yasuda, K.Kashiki and Y.Hirata: 'High-rate punctured convolutional codes for soft decision Viterbi decoding,' IEEE Trans. Commun., Vol.COM-32, No.3, pp.315-319, Mar.1984.

[94] S.M.Alamouti: 'Adaptive trellis-coded modulation for mobile communications,' M.A.Sc. thesis, Univ. British Columbia, Canada, 1991.

[95] S.M.Alamouti and S.Kallel: 'Adaptive Trellis-Coded Multiple-Phase-Shift Keying for Rayleigh Fading Channels,' IEEE Trans. on Commun., Vol.42, No.6, pp.2305-2314, Jun. 1994.

[96] E.Biglieri and D.Divsalar and P.J.McLane and M.K.Simon, *Introduction to trellis-coded modulation with applications*, MacMillan, 1991.

[97] D.Haccoun and G.Begin: 'High-rate punctured convolutional codes for Viterbi and sequential decoding,' IEEE Trans. on Commun., Vol.37, No.11, pp.1113-1125, Nov. 1989.

[98] J.McGeehan and A.Bateman; 'Phase-lock Transparent Tone-in-band (TTIB): A New Spectrum Configuration Particularly Suited to the Transmission of Data over SSB Mobile Radio Networks,' IEEE Trans. Commun., Vol.32, No.1, pp.81-87, Jan. 1984.

[99] F.Davarian: 'Mobile Digital Communications via Tone Calibration,' IEEE Trans. Veh. Tech., Vol.36, No.2, pp.55-62, May 1987.

[100]J.Hagenauer and E.Lutz: 'Forward Error Correction Coding for Fading Compensation in Mobile Satellite Channels,' IEEE J. Select. Areas Comm., Vol.5, No.2, pp.215-225, Feb. 1987.

[101]S.B.Wicker and V.K.Bhargava: 'Reed-Solomon Codes and Their Applications,' IEEE Press, Piscataway, NJ, 1994.

[102]R.Talluri: 'Error-Resilient Video Coding in the ISO MPEG-4 Standard', IEEE Comm. Mag. Vol.36, No.6, pp.112-119, Jun. 1998.

[103]三木 編著：'MPEG-4 のすべて，' 工業調査会，1998.

[104]ITU-T Rec. V.42, 'Error-correcting procedures for DCEs using asynchronous-to-synchronous conversion,' 1996.

[105]ITU-T Rec. H.223 Annex D, 'Optional Multiplexing Protocol for Low Bit-rate Mobile Multimedia Communication over Highly Error-prone Channels,' May 1999.

付録：式(3.16)の導出

図 3.3 において、j 個（j 種類のブロック各 1 個）のブロックをまとめて 1 回分の送信と考え、$s = \hat{s} + 1$ では全部で$\lfloor N/j \rfloor$回の送信が行われるとする（$2 \le j \le N$）。第λ回目（$1 \le \lambda \le \lfloor N/j \rfloor$）の送信で j 個のブロック全てが ACK になったとする。この時の確率 $p(j,\lambda)$ とすると、

$$
\begin{aligned}
p(j,\lambda) = & \binom{j}{1}(1-P_c)^{n-1}P_c\{P_c + (1-P_c)P_c + (1-P_c)^2 P_c + \cdots + (1-P_c)^{\lambda-2}P_c\}^{j-1} \\
& + \binom{j}{2}\{(1-P_c)^{n-1}P_c\}^2\{P_c + (1-P_c)P_c + (1-P_c)^2 P_c + \cdots + (1-P_c)^{\lambda-2}P_c\}^{j-2} \\
& \vdots \\
& + \binom{j}{2}\{(1-P_c)^{n-1}P_c\}^{\xi}\{P_c + (1-P_c)P_c + (1-P_c)^2 P_c + \cdots + (1-P_c)^{\lambda-2}P_c\}^{j-\xi} \\
& \vdots \\
& + \binom{j}{j}\{(1-P_c)^{n-1}P_c\}^{j} \\
= & \sum_{\xi=1}^{j}\binom{j}{\xi}\left\{(1-P_c)^{\lambda-1}P_c\right\}^{\xi}\left\{1-(1-P_c)^{\lambda-1}\right\}^{j-\xi} \qquad \text{(A.1)}
\end{aligned}
$$

となる。

本論文に関する原著論文

1. 学会論文

1. H.Tanaka and T.K.Matsushima: ‘Performance of Modified Symbol-Rate-Increased TC-2^mQAM,’ IEICE Trans. on Fundamentals, Vol. E77-A, No.8, pp.1378-1380, Aug. 1994.

2. H.Tanaka: ‘A Performance of Selective-Repeat ARQ with Cyclical Multicopy Retransmission,’ IEICE Trans. on Fundamentals, Vol.E79-A, No.9, pp.1386-1391, Sep. 1996.

3. H.Tanaka and K.Sakakibara: ‘Performance of Type-I Hybrid Selective-Repeat ARQ with Finite Buffer on Fading Channels,’ IEICE Trans. on Commun., Vol.E80-B, No.1, pp.59-66, Jan. 1997.

4. 田中宏和・松嶋智子：‘帯域の拡大を許容したトレリス符号化 256QAM 方式の検討’，信学論(B-II), Vol.J80-B-II, No.2, pp.145-152, Feb. 1997.

5. H.Tanaka and S.Yamasaki: ‘Pragmatic Trellis Coded MPSK with Bandwidth Expansion on Rayleigh Fading Channels,’ IEICE Trans. on Commun., Vol.E81-B, No.12, pp.2276-2282, Dec. 1998.

6. H.Tanaka and S.Yamasaki: ‘Performance of Mobile Multimedia System Applied to Trellis Coded Modulation on Rayleigh Fading Channel,’ IEICE Trans. on Fundamentals, Vol.E83-A, No.10, pp.1996-1999, Oct. 2000.

2. 国際会議

1. T.K.Matsushima and H.Tanaka: ‘Trellis Coded Modulation for Digital Microwave Radio,’ Proc. on IEEE ISIT’93, Jan. 1993.

2. H.Tanaka and T.K.Matsushima: 'An Application of Trellis Coded Modulation to Digital Microwave Radio and Its Performance,' Proc. on IEEE ICC'93, pp.128-132, May 1993.

3. H.Tanaka: 'A Performance Analysis of Selective-Repeat ARQ with Muticopy Retransmission,' Proc. on IEEE ICUPC'95, pp.472-475, Nov. 1995.

4. H.Tanaka and K.Sakakibara: 'Performance of Reed-Solomon Coded Type-I Hybrid ARQ Scheme on Fading Channels,' Proc. on IEEE GLOBECOM'96, pp.2148-2152, Nov. 1996.

5. H.Tanaka and S.Yamasaki: 'An Error Control Scheme of Multimedia Multiplexing for Mobile Environment,' Proc. on IEEE VTC'99-Fall, pp.376-380, Sep. 1999.

3. 研究発表(電子情報通信学会研究会)

1. 田中宏和・児玉智子：'ディジタルマイクロ波通信用トレリス符号化変調方式に関する検討'、信学技報 IT92-33, pp57-62, Jul. 1992.

2. 田中宏和・榊原勝己：'Type-I ハイブリッド ARQ 方式のフェージング通信路における特性に関する検討'、信学技報 CS96-47, pp.7-12, Jul. 1996.

3. 田中宏和・斉藤龍則・山崎彰一郎：'移動通信に適したマルチメディア多重化方式に関する検討'、信学技報 CS97-84, pp.105-110, Sep. 1997.

4. 研究発表(情報理論とその応用シンポジウム)

1. 児玉智子・田中宏和・田中秀一：'ディジタルマイクロ波通信用トレリス符号化変調方式'、第 15 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA'92)、pp.101-104, Sep. 1992.

2. 田中宏和・松嶋智子・田中秀一：'帯域の拡大を許容したトレリス符号化変調方式のフェージング通信路における特性に関する検討'、第 16 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA'93)、pp.499-502, Oct. 1993.

3. H.Tanaka: 'A Study on Automatic-repeat-request with Multicopy Retransmission,' 第 18 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA'95)、pp.621-624, Oct. 1995.

4. H.Tanaka: ‘A Bandwidth Efficient Block Coded M-ary PSK with Retransmission,’ 第 19 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA’96)、pp.517-520, Dec. 1996.

5. 田中宏和・山崎彰一郎・斉藤龍則：‘移動通信における動画像伝送方式に関する一検討’、第 21 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA’98)、pp.615-618, Dec. 1998.

6. 田中宏和・山崎彰一郎：‘MPEG-4 マルチメディア通信システムのフェージング通信路における特性に関する検討’、第 22 回情報理論とその応用シンポジウム(SITA’99)、pp.583-586, Nov. 1999.

5. 研究発表(電子情報通信学会全国大会・総合大会)

1. 田中宏和・児玉智子：‘ディジタルマイクロ波通信用トレリス符号化変調方式に関する検討’、春季全大 B-412, 1992.

2. 田中宏和・児玉智子：‘ディジタルマイクロ波通信用トレリス符号化変調方式の漸近的符号化利得’、秋季全大 B-327, 1992.

3. 田中宏和・松嶋智子：‘帯域の拡大を許容したトレリス符号化変調方式～ディジタルマイクロ波通信への応用～’、春季全大 B-442, 1993.

4. 田中宏和・山崎彰一郎・斉藤龍則：‘MPEG-4 移動体マルチメディアシステムにおける多重化方式に関する検討’、信学総大 B-5-38, 1998.