

# 情報ネットワークにおける通信プロトコル の性能評価に関する研究

石 橋 豊

# 目次

<b>1 序論</b>	<b>5</b>
1.1 序言	5
1.2 通信プロトコルの現状	5
1.3 性能評価の重要性	6
1.4 研究の背景	7
1.4.1 ポイントツーポイント通信プロトコルの研究課題	7
1.4.2 多元接続プロトコルの研究課題	9
1.5 研究の概要	12
<b>2 通信プロトコルの性能評価手法と問題点</b>	<b>15</b>
2.1 まえがき	15
2.2 ポイントツーポイント通信プロトコルの性能評価手法	16
2.3 多元接続プロトコルの性能評価手法	16
2.3.1 スロット付アロハ方式	16
2.3.2 S-G 解析	17
2.3.3 マルコフ解析	18
2.3.4 平衡点解析	20
<b>3 OSI プロトコルの性能評価</b>	<b>23</b>
3.1 まえがき	23
3.2 JUST-PC 手順の概要	24
3.2.1 通信モデル	24
3.2.2 プロトコル	26
3.2.3 CFU(制御機能要素)	27
3.2.4 アダプタインタフェース	29
3.2.5 通信シーケンス	29
3.2.6 アプリケーション	32
3.3 前提と仮定	33
3.4 最大スループット	34
3.4.1 片方向通信の場合	34
3.4.2 両方向通信の場合	37

3.5	数値例と考察 . . . . .	37
3.5.1	片方向通信の場合 . . . . .	38
3.5.2	両方向通信の場合 . . . . .	40
3.6	むすび . . . . .	42
4	適応型誤り制御方式の提案とスループット解析 . . . . .	43
4.1	半2重適応型 ARQ 方式 . . . . .	43
4.1.1	まえがき . . . . .	43
4.1.2	制御方式 . . . . .	44
4.1.3	前提と仮定 . . . . .	45
4.1.4	スループット解析 . . . . .	46
4.1.5	数値例と考察 . . . . .	53
4.1.6	むすび . . . . .	58
4.2	全2重適応型 ARQ 方式 . . . . .	59
4.2.1	まえがき . . . . .	59
4.2.2	制御方式 . . . . .	59
4.2.3	前提と仮定 . . . . .	61
4.2.4	スループット解析 . . . . .	63
4.2.5	数値例と考察 . . . . .	69
4.2.6	むすび . . . . .	73
5	平衡点解析による動特性解析 . . . . .	75
5.1	アロハ形予約方式 . . . . .	75
5.1.1	まえがき . . . . .	75
5.1.2	モデル化 . . . . .	76
5.1.3	平衡点解析 . . . . .	79
5.1.4	数値例とシミュレーション . . . . .	83
5.1.5	むすび . . . . .	89
5.2	TDMA 予約方式 . . . . .	91
5.2.1	まえがき . . . . .	91
5.2.2	平衡点解析 . . . . .	91
5.2.3	むすび . . . . .	93
5.3	SRUC 方式 . . . . .	96
5.3.1	まえがき . . . . .	96
5.3.2	システムのモデル化 . . . . .	96
5.3.3	平衡点解析 . . . . .	99
5.3.4	数値例とシミュレーション . . . . .	101
5.3.5	可変長フレーム SRUC (V-SRUC) 方式 . . . . .	104
5.3.6	むすび . . . . .	106

5.4	nonpersistent CSMA-CD 方式 . . . . .	108
5.4.1	まえがき . . . . .	108
5.4.2	仮定と評価基準 . . . . .	109
5.4.3	slotted CSMA-CD の性能解析 . . . . .	110
5.4.4	nonslotted CSMA-CD の性能解析 . . . . .	114
5.4.5	性能比較 . . . . .	116
5.4.6	むすび . . . . .	121
5.5	1-persistent CSMA-CD 方式 . . . . .	122
5.5.1	まえがき . . . . .	122
5.5.2	モデル化のための仮定 . . . . .	122
5.5.3	slotted CSMA-CD . . . . .	123
5.5.4	nonslotted CSMA-CD 方式 . . . . .	126
5.5.5	数値例とシミュレーション . . . . .	132
5.5.6	むすび . . . . .	132
5.6	BRAM 方式 . . . . .	137
5.6.1	まえがき . . . . .	137
5.6.2	BRAM の概要 . . . . .	137
5.6.3	モデル化 . . . . .	139
5.6.4	平衡点解析 . . . . .	139
5.6.5	数値例とシミュレーション . . . . .	141
5.6.6	むすび . . . . .	141
6	平衡点解析による性能比較 . . . . .	145
6.1	まえがき . . . . .	145
6.2	衛星パケット通信網の場合 . . . . .	146
6.3	LAN の場合 . . . . .	152
6.4	むすび . . . . .	156
7	結論 . . . . .	159
	謝辞 . . . . .	163
	参考文献 . . . . .	165





# 第 1 章

## 序論

### 1.1 序言

コンピュータと通信の融合は急激な速度で進展しており, ISDN (Integrated Services Digital Network : サービス統合ディジタル網), 衛星通信, 移動通信等のサービス本格化で更に拍車がかかけられようとしている. また, 情報処理技術の進歩とともに, コンピュータは, 最先端機器から家庭機器に至るまで多岐に渡って組み込まれ, 一段と身近なものとなりつつある. このように現代は, 着実に高度情報化社会へと変貌を遂げつつある. そして, その神経系とも言える情報ネットワークの占める割合は極めて大きなものとなる.

情報ネットワークの研究は, 1968 年末, 米国の ARPA ネットワークから本格的に始められたと言えよう. ARPA ネットワークは, 異なる研究機関の異なった機種のコピュータを相互接続し, 資源の共有を目的としたものであった. このためには, 相互接続のための通信手順, すなわち通信プロトコルが必要であり, ARPA ネットワーク以来, 通信プロトコルに多くの研究者の関心が集められるようになった.

現在, 電話網, パケット交換網, 回線交換網, ファクシミリ網, テレックス網を初め, ISDN, 衛星通信網, 移動通信網等の広域網に加え, 企業や大学等においてローカルエリアネットワーク (LAN) が多くのところで構築されている. これらの情報ネットワークを介して, 異なった機種のコピュータを相互接続し, ファイル転送, 電子メール, 音声メール, テレビ会議, ビデオテックス等多くのサービスが行われている.

本論文は, このような情報ネットワークにおける通信プロトコルの性能評価を行ったものである.

### 1.2 通信プロトコルの現状

情報ネットワークの有用性を高めるには, これまで独立に構築されてきたシステムやネットワークを相互に接続し, 資源の共有化や処理の分散化を更に進め, より一体化した情報ネットワークへと統合化していくことが重要である. このためには, 通信プロトコル (以下, 単にプロトコルと略す) の標準化が必要となる. この標準化は, ISO (国際標準化機構) や CCITT (国際電信電話諮問委員会), IEEE 等で進められており, 既に多数のプロトコルが勧告化されている. これらのプロトコルの標準化は, OSI (Open Systems Interconnection : 開放型システム間相互接続) と呼ばれるネットワーク体系に基づいて行われている.

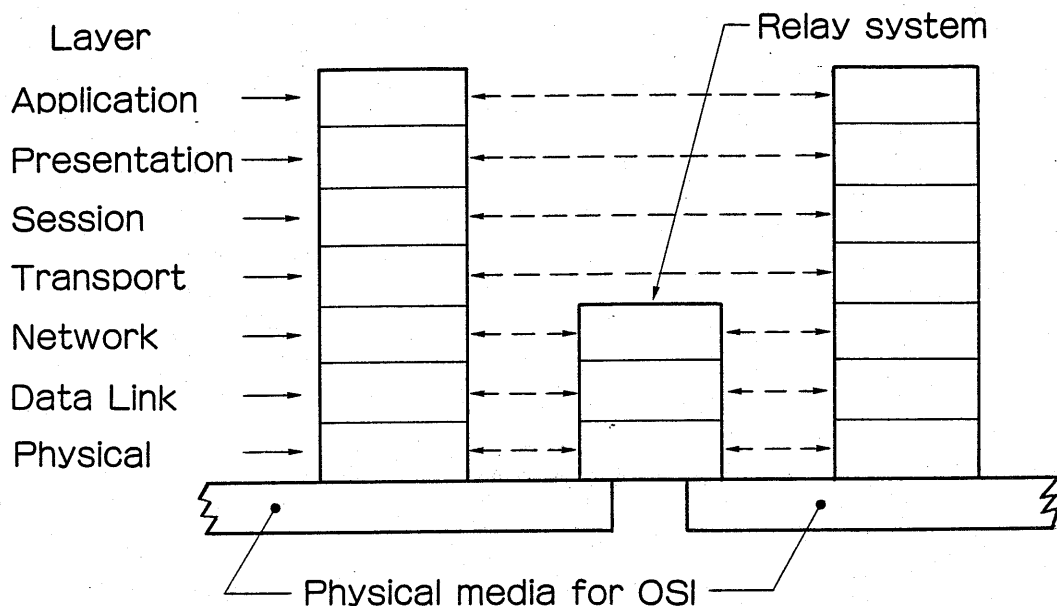


図 1.1: OSI 参照モデル

OSI は、図 1.1 に示すように、異機種コンピュータ間のプロトコルを 7つのレイヤ (階層) に体系化したネットワーク体系のことである。プロトコルの階層化は、通信機能の拡張・変更による影響の範囲を直接関係するレイヤに限定することを可能とし、プロトコルの保守性を高めるという特徴を持っている。

OSI 標準化作業の進展に伴い、OSI の概念が LAN や ISDN を初めとする多くのシステムに採用し始められており、既に多くの実システムが稼働している。

### 1.3 性能評価の重要性

前述のように、多くのプロトコルがあり、その提供する機能や品質がそれぞれ異なるため、情報ネットワークを構築する場合、通信プロトコルとして何を選択すれば良いかという問題が発生する。これは、要求される機能、遅延や効率の品質、またインプリメントのためのコスト等に応じて決定する必要がある。更に、インプリメントに際しては、そのプロトコルの振舞いを左右するパラメータがいくつかあり、これらの値も決めなければならない。このためには、各プロトコルの性能比較を行い、有効適用領域を明らかにするとともに、各種パラメータが性能にどのような影響を及ぼすかを明白にし、パラメータ値の決定方法を明示しておくことが必要である。この手段としてプロトコルの性能評価が要求される。

プロトコルの性能評価手法としては、(1) プロトタイピング、(2) シミュレーション、(3) 理論解析が挙げられる。このうち、プロトタイピングは、現実のシステムに極めて近いものを試作して性能を実測するため、かなり詳細に性能を評価することができる反面、コストが高く、試作に多大な時間を要するという問題があり、研究がまだ未成熟な段階では、この手法を取ることはできない。シミュレーションは、コンピュータ上のプログラムでシステムの振舞いを擬似するため、複雑なシステムにも適用可能であり、ある程度詳細に性能を評価することが可能である。しかし、システムが大規模になると、プログラム作成やシミュレーション実行に多大な時間を要するという問題が生じ

る。一方、理論解析は、システムを抽象化し、数学的に解析が可能な形にモデル化するので、プロトタイピングやシミュレーションに比べると、大雑把な評価になってしまうものの、低コストで迅速に、しかも研究の初期の段階にでも行うことができるという大きな特徴を有する。例えば、二者択一的方式があったとき、それらの理論解析を行い、性能を比較すれば、いずれか一方の方式を容易に選択することができる。このような利点から、プロトコルの理論解析が要求される。

本論文では、情報ネットワークにおけるプロトコルの性能評価を主として理論解析によって行っている。

## 1.4 研究の背景

近年、OSIの製品化が開始され、多くのシステムが構築されつつある。また、高速広帯域通信の需要も高まり、OSIプロトコルの性能についても多くの議論が集まるようになってきた。このような状況において、プロトコルの理論解析が益々要求されてきている。

本論文では、プロトコルの性能評価を、システム内の確率的なフローのバランスを利用した解析手法(確率的フローバランスによる解析手法)を適用することによって統一的に行い、その有効性を示す。まずOSIプロトコルとしてJUST-PC手順を取り上げ、その性能評価を行い、その後、OSIプロトコルの性能に最も大きい影響を及ぼすと考えられるレイヤ2のプロトコルに着目し、その性能評価を行う。レイヤ2プロトコルとしては、ARQ方式と衛星パケット通信網やLAN等の放送形ネットワークにおいて用いられる多元接続プロトコルを扱う。

プロトコルを通信形態の観点から分類すると、電話網やパケット交換網等において用いられるポイントツーポイント通信プロトコルと多元接続プロトコルの2つに分類することができる。JUST-PC手順やARQ方式は、この分類に従うと、ポイントツーポイント通信プロトコルの範疇に入ると考えられる。ここでは、各プロトコルに関する研究背景とその課題について述べる。

### 1.4.1 ポイントツーポイント通信プロトコルの研究課題

OSIプロトコルのように階層化されたプロトコルの理論解析は、その複雑さから従来はほとんど行われていない。一般に、この複雑さは、複数レイヤ構成の各レイヤにコマンドとレスポンスがあり、各レイヤが独立に振舞うとともに、データブロックの分割と組み立てが複数レイヤで行われるところにある。本論文では、まずOSIプロトコルの一例としてJUST-PC手順を取り上げ、その性能評価を行う。

更に、OSIの各レイヤのうち、特にレイヤ2は、隣接ノード間の誤り制御やフロー制御を司り、OSIプロトコルの性能に大きな影響を及ぼす。ことに衛星通信や移動通信においてはビット誤り率が大きくなるので、いかに効率良く誤り制御を行うかが重大な問題となる。この誤り制御方式は、ARQ (Automatic Repeat Request) 方式として幅広く研究されてきた。本論文では、ARQ方式として適応形ARQ方式を提案し、その性能評価を行う。

#### (1) パソコン通信とJUST-PC手順

最近のパーソナルコンピュータ(パソコン)の普及には、目ざましいものがあり、現在数100万台ともいわれるパソコンがオフィスだけでなく、家庭にも設置されている。従来、パソコンは、企業等

における OA の中枢として、また家庭ではホビー用として単体での利用が進んできたが、OA の高度化に伴い、パソコンもネットワークと結びつき、ファクシミリ等と同様に通信用端末としての位置づけを有するようになりつつある。

低コストで、受信したデータの加工が容易であるという特徴から、マニアによる利用が中心だったパソコン通信<sup>1</sup>が最近、企業等においてもビジネスツールとして広く使われ始めた。このようにパソコン通信が浸透してきたのは、数多くの電子掲示板システム (BBS) が草の芽的に開設され、ホビー用として育ってきたところに負うところもある。中には、PC-VAN(日本電気) のようにユーザが 5 万人を超えるものも出現し、我が国のパソコン通信総人口は既に 20 万人を突破したとも言われている [Ishi89e]。

従来のパソコン通信は、いわゆる無手順 (即ち、人の介在を必要とする) によるもので、300 ビット / 秒 ~ 2400 ビット / 秒程度の通信速度が主流であった [Ishi85c]。また、パソコン相互を接続する上で、モデム (変復調装置) の違いや符号化方法の違い等から、うまく接続できない場合が多かった。

これらの問題を解決し、パソコン通信を更に促進するとともに、今後の多様な電気通信サービスに対応可能とするには、異なるパソコン相互間の接続を確保することが必要であり、通信方式の標準化が必須となる。このような背景から、郵政省は、昭和 59 年 12 月 26 日にパソコンのための標準通信方式として「パーソナルコンピュータ通信装置推奨通信方式」( JUST-PC : Japanese Unified Standards for Telecommunications - Personal Computer)[Yuse84] を告示した。

JUST-PC 手順は、ISO の OSI 参照モデルのレイヤ 1 ~ 5 までのプロトコルとこれらを実現する通信機能を制御するための条件を規定したものである。

JUST-PC 手順の特徴としては、以下のものが挙げられる。

- (a) OSI に準拠したプロトコル構成をしている。
- (b) 4800 ビット / 秒と高速である。
- (c) 伝送誤りを受けたデータを検出し、再送する機能を有する (HDLC 手順による誤り制御が行われる) ので、信頼性が高い。
- (d) キャラクタだけでなく、画像データやプログラムファイル等の任意のデータの送受信が可能である。
- (e) 回線品質が悪い場合には通信速度が 4800 ビット / 秒から 2400 ビット / 秒にフォールバック (減速) する<sup>2</sup>。

JUST-PC 手順を採用したシステムとしては、既にいくつかのものがサービスに供されており、そのほとんどがパソコンに JUST-PC アダプタを接続する形態を取っている。

上述のように、JUST-PC 手順は OSI に準拠したプロトコル構成になっており、その理論解析の複雑さから従来は文献 [Yama86] と [Fuku87] において通信実験による性能評価が行われているにすぎない。一般に、この複雑さは、複数レイヤ構成の各レイヤにコマンドとレスポンスがあり、各レイヤが独立に振舞うとともに、データブロックの分割と組み立てが複数レイヤで行われるところにある。また、各種パラメータの性能に及ぼす影響についても十分には検討されていない。

<sup>1</sup> パソコン通信とは、一般に、パソコンに電話回線等を接続して通信することを言う。

<sup>2</sup> 同一回線でも通信速度を低くすることにより、データの誤り率を小さくすることができる。

本論文では、JUST-PC 手順のスループット特性を解析し、各種パラメータが特性に及ぼす影響について検討する。

## (2) ARQ 方式

データ伝送における誤り制御方式の一つに ARQ (Automatic Repeat Request) 方式があり、これまでに多くの方式が提案され、その理論解析が行われている [Sast75], [Morr78,79], [Tows79a,b], [Lin 80, 82], [Konh80], [Yu 81], [Mill81], [Weld82], [Iisa82], [Chan84], [Moen84], [Anag86], [Brun86]. 代表的なものに、Stop & Wait (SW) 方式、Go-Back-N (GBN) 方式、Selective Repeat (SR) 方式がある。他の方式は、これら 3 つの方式を組み合わせたか、修正や改良を加えたものと考えられることができる。特に、GBN 方式は、制御が簡単である。また、回線のビット誤り率がある程度小さければ、GBN 方式は、SR 方式 (制御は複雑であるが最も優れた性能を持つ) に匹敵する性能を得ることが可能である。このため、GBN 方式は、パケット交換網のレイヤ 2 手順である LAP-B の誤り制御方式としても採用されている。しかし、この GBN 方式を含め、多くの方式は、性能を左右する連続送信データブロック数やデータブロック長等のパラメータが固定であるため、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質があらかじめ予想できないような場合には、スループットが大きく劣下するという問題がある。これを避けるためには、何らかの手法により、制御方式を変えなければならない。

本論文では、この種の回線品質に適応する ARQ (適応型 ARQ) 方式を提案し、そのスループット解析を行い、有効適用領域を定量的に明かとする。

### 1.4.2 多元接続プロトコルの研究課題

ハワイ大学のアロハシステムにおいて、初めてランダムアクセスによる無線パケット通信方式が採用されて以来、衛星チャネル、地上無線チャネル、ケーブルを用いた放送形ネットワークのプロトコルに関して多くの研究が行われている [Lam 79], [Toba80a], [Miya81], [Klei76]. これは、この種のプロトコルが従来の有線プロトコルに対して次のような利点を持つためである [Klei75a].

- (a) ネットワークの複雑なトポロジー設計とルーティング問題を除去できる。
- (b) システム設計の柔軟性がある。
- (c) 統計的負荷平均効果がある。
- (d) 多元接続放送性を持つ。

以上の他に、衛星チャネルまたは地上無線チャネルを用いたプロトコルは、次の利点を持つ。

- (e) 広範囲の地域をカバーできる。
- (f) 局または端末は移動局でもよい。
- (g) 災害に強い。
- (h) 潜在加入局がたくさん取れる。

放送形ネットワークの構成に際しては、互いの状態を知ることができない局または端末がいかに効率良く一つのチャネルを共有するかということが重要な問題となる。この共有のためのアルゴリズムが多元接続プロトコル (multiple access protocol)<sup>3</sup>であり、これまでに多くのものが提案さ

<sup>3</sup>多元接続プロトコルは、OSI 参照モデルのレイヤ 2 プロトコルに相当する。

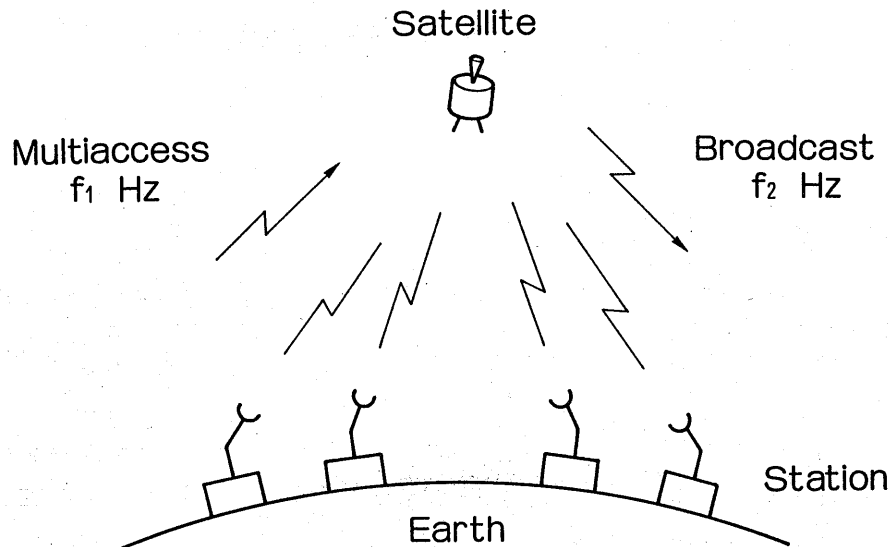


図 1.2: 衛星チャネル

れている [Lam 79], [Toba80a], [Miya81], [Klei76]. このプロトコルの選択は, 網に接続される情報源の統計的性質に依存するが, 要求される性能や許容されるシステムの複雑さなども十分に考慮して決定されなければならない.

これらのプロトコル、特にアロハ形チャネルを用いたプロトコルについては、アロハ形システムの特徴であるチャネルの不安定現象が現れるので、その性能の解析に際してはこのことをも考慮した解析、即ち動特性の解析を行うことが必要である。動特性の解析を行わなければ、得られた性能を実現するためのシステムパラメータ（パケットの再送確率、フレーム長等）の決定法を明らかにすることはできない。

また、これらのプロトコルの相互比較に関する研究は、既にいくつか行われている [Lam 79], [Toba80a], [Miya81]. しかし、それらの研究は、定性的な議論のみであったり [Miya81], また定量的な比較であっても比較の前提が同一でないなどの問題がある [Lam 79], [Toba80a]. また、アロハ形チャネルを用いたシステムに対しては、その安定性をも考慮した定量的な比較検討、即ち動特性の比較検討が必要であるが、これまでには行われていない。

本論文では、衛星チャネル及びケーブルを用いた放送形ネットワーク（それぞれ衛星パケット通信網、LAN と呼ぶ）における多元接続プロトコルの動特性の解析を行い、各プロトコルを共通の基盤の上で比較する。

## (1) 衛星パケット通信網

衛星チャネルは、図 1.2 に示すように、衛星の可視範囲内にある全ての地球局からのアクセスが可能であり、且つ任意の局からの信号を全ての局が受信できるという多元接続放送性を持っている。このため、衛星チャネルを用いれば、完全結合のネットワークトポロジーを持つ広域パケット通信網を容易に実現できる。

衛星パケット通信網では、衛星が赤道上 35,860Km に位置するので、チャネルの伝搬遅延が大きい (round-trip 伝搬遅延が 0.24 ~ 0.27 秒) という特徴を持つ。従って、このような状況においても効率の良い多元接続プロトコルが必要となる。この多元接続プロトコルの代表的なものに次のもの

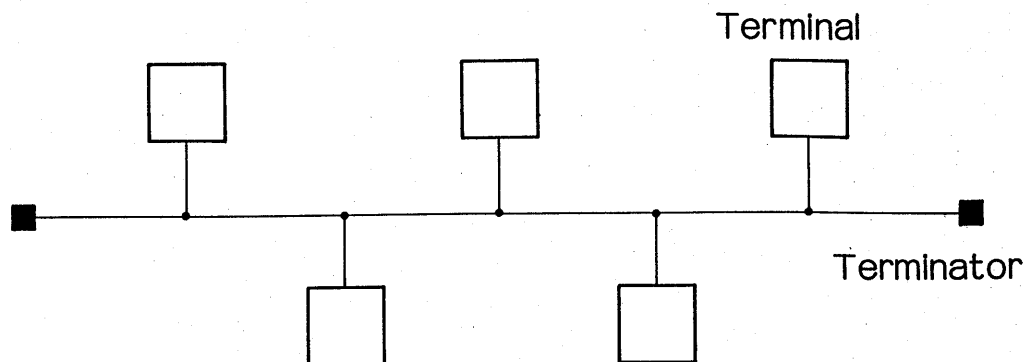


図 1.3: バス状ネットワーク

がある。

- (a) スロット付アロハ (slotted ALOHA) 方式 [Klei75a], [Abra77]
- (b) 予約アロハ (reservation ALOHA) 方式 [Crow73], [Lam 80a], [Tasa80a, b, c]
- (c) アロハ形予約チャネルを用いた予約方式 (以下, アロハ形予約 (ALOHA-reservation) 方式と呼ぶ) [Robe73], [Jaco78], [Chu 78], [Ono 80], [Suda80]
- (d) TDMA 予約チャネルを用いた予約方式 (以下, TDMA 予約 (TDMA-reservation) 方式と呼ぶ) [Sait79], [Rubi79b]
- (e) SRUC (Split Reservation Upon Collision) 方式 [Borg78]
- (f) 固定割当 TDMA 方式 (以下, TDMA 方式) [Lam 77], [Rubi79a]

本論文では, 上のプロトコルのうち, アロハ形予約方式, TDMA 予約方式及び SRUC 方式の性能解析を行う。これらの解析は第 2 章で説明する平衡点解析の手法を用いて同一条件の下で行い, 上の他方式の性能と比較する。

## (2) ローカルエリアネットワーク (LAN)

LAN は, 企業や大学等の一敷地内に分散する計算機や端末を相互接続し, それらの資源を共有するネットワークである。その中でも, 図 1.3 に示すような Ethernet [Metc76] 形のバス状ネットワークは, 信頼性や拡張性が高く, しかも経済的で構成が簡単であるという特徴を持つ。そのため, 特に優れた形態として, 多くの研究者によって注目されてきた [Toko82a, b]。

LAN における多元接続プロトコルとして, 衛星パケット通信網におけるプロトコルを用いることも可能ではある<sup>4</sup>。しかし, システムの簡単さ (低コスト) が要求されるため, 複雑なプロトコルは用いることができない。

LAN では, 衛星パケット通信網の場合とは異なり, パケット伝送時間に比べてチャネルの伝搬遅延が小さい。このため, チャネル上の信号 (キャリア) の有無を調べることによって, チャネルの使用状態を容易に知ることができる。従って, パケットの送信に先だってチャネルの検知を行うとしたキャリアセンス形多元接続プロトコルが優れている。この種のプロトコルの代表的なものには, CSMA (Carrier Sense Multiple Access) 方式 [Klei75b], [Toba77], [Muku80], CSMA-CD

<sup>4</sup>衛星パケット通信網においては, 図 1.2 に示すように, 上りチャネルにおける信号の周波数と下りチャネルにおけるそれとは異なっていた。一方, LAN では, 両者は同じであることに注意されたい。



(CSMA with Collision Detection) 方式 [Lam 80b], [Toba80b], [Shac82], [Tama82], [Iida81, 82] 及び BRAM (Broadcast Recognizing Access Method) 方式 [Chla79] がある。

本論文では、LAN における多元接続プロトコルとして、これらのプロトコルの性能を解析し、同一条件の下で性能比較を行う。

## 1.5 研究の概要

本論文では、確率的フローバランスによる解析手法を用いて、プロトコルの性能評価を統一的に行い、その有効性を示す。まず OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ、階層化されたプロトコルの解析を行い、各種パラメータが性能に及ぼす影響を明かとする。次に、OSI 参照モデルのレイヤ 2 に位置し、OSI プロトコルの性能に大きな影響を及ぼす ARQ 方式の性能評価を行うとともに、衛星パケット通信網及び LAN における多元接続プロトコルの動特性解析を行い、同一条件の下で性能比較を行う。の性能評価を行う。ARQ 方式については、誤り制御方式として、従来方式との通信も可能とする適応形 ARQ 方式を提案し、回線品質の見積りによって、従来方式に比べて大きく性能を改善することができるということを定量的に示す。

以下に本論文の構成を示す。

第 2 章では、通信プロトコルの性能評価手法と問題点について概説し、理論解析の観点から、本論文の位置づけを明かとする。

第 3 章では、OSI プロトコルとして、郵政省から告示された“パーソナルコンピュータ通信装置推奨通信方式”(JUST-PC 手順)を取り上げ、その最大スループットを理論解析し、回線のビット誤り率、データブロック長、最大連続送信フレーム数、モデム機能等が性能に及ぼす影響について検討する [Ishi89c, d]。JUST-PC 手順については、OSI に準拠したプロトコル構成になっており、その理論解析の複雑さから従来は通信実験による性能評価が行われているにすぎない。本論文では、電気・物理レイヤからセッションレイヤまでのプロトコルを一括して理論解析し、各種パラメータの決定方法を明らかにしている。その結果、最大スループットは 3700b/s ~ 4100b/s 程度である、こと等を示す。

第 4 章では、ARQ 誤り制御方式として、まず半 2 重回線を使用する適応形 ARQ 方式を提案し、そのスループット解析を行う [Ishi88, 89a]。従来の Go-Back-N 方式や Selective Repeat 方式等の ARQ 方式では、性能を左右する連続送信データブロック数やデータブロック長等のパラメータが固定であるため、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質が予想できないような場合には、大きく性能が劣化する可能性がある。そこで、第 4 章では、連続送信データブロック数またはデータブロック長を回線品質に対して動的に適応させる制御方式を提案し、半 2 重回線を使用する Go-Back-N 方式と Selective Repeat 方式に適用してそのスループット特性の解析を行っている。この解析結果の特殊解として Go-Back-N 方式と Selective Repeat 方式のスループットの評価式を得て、各種パラメータが性能に及ぼす影響について考察すると共に、各方式の性能比較を行う。その結果、適応制御を用いた方式は、連続送信データブロック数とデータブロック長の両パラメータを固定とした方式において最適なパラメータ値を静的に選択したときの性能に極めて近い特性を示すこと等を明かとする。

次に、この適応制御方式を全 2 重回線を使用する場合に適用し、そのスループット解析を行う [Is

全2重適応型 ARQ 方式の具体的な制御方式として、観測期間を設けて、この観測期間内に送信したデータブロックの正否によってデータブロック長を動的に変化させる方式を提案する。また、従来の SR 方式や GBN 方式等の9つの方式との性能比較を同一条件の下で行い、相互の関係を明かとする。その結果、半2重回線を使用する場合と同様に、優れた性能を有することを示す。

第5章では、衛星パケット通信網及び LAN における以下の多元接続プロトコルの動特性の解析を、確率的フローバランスによる解析手法の一つである平衡点解析の手法を用いて行う。

(a) アロハ形予約チャンネルを用いた予約方式 (以下、アロハ形予約方式) [Ishi81], [Tasa81c, 82e, 84]

衛星パケット通信網における衛星チャンネルアクセス方式としては、長いメッセージをパースト的に発生する多数の局が存在する場合には、アロハ形予約方式が優れている。しかし、Roberts の予約方式に代表されるこの種の方式の動特性の解析は、これまでに行われていない。本論文は、このような予約方式の動特性を求めている。本論文で検討した方式は、Roberts の予約方式において、予約されたパケット数が0となってもチャンネルが予約用スロットのみのアロハ状態になることをなくしたものである。この方式に対して、状態がフレーム毎に変化するとした近似モデルを構成し、それに平衡点解析の手法を適用して解析を行う。その結果、この近似理論は、スループット、平均メッセージ遅延及びシステムの安定性の評価には十分役に立ち、これを用いれば良好な特性が得られるフレーム長や予約パケットの再送確率を決定することができることを示す。また、システムの安定性は、平均メッセージ長にはほとんど依存せず再送確率とフレーム長によって決定され、更に安定性はフレーム長の変化に対しては不連続的に変化することなどを明かとする。

(b) TDMA 予約チャンネルを用いた予約方式 (以下、TDMA 予約方式) [Ishi82b, c]

TDMA 予約方式を例にとり、平衡点解析の手法がパケットの衝突がないシステムに対しても適用可能であることを示す。平衡点解析の手法は、従来、パケットの衝突があるシステムに対してのみ適用されてきた。しかし、この手法は、システム内の確率的な流れのバランスに着目するという簡単な考え方に基づいているため、パケットの衝突がないシステムに対しても適用可能であると考えられる。

(c) SRUC 方式 [Ishi82a, d]

衛星パケット通信網におけるアクセス方式の一つである SRUC 方式は、負荷の変動に適応する優れた方式である。しかし、これまでの性能解析においては、平均パケット遅延の上限しか求められておらず、また、その他の性能の詳細も明らかにされていない。ここでは、システムをマルコフ連鎖でモデル化し、平衡点解析の手法を用いることによって、SRUC 方式の性能を詳細に検討する。その結果、負荷に応じて最適なフレーム長が存在するが、フレーム長を最適値よりあまり小さくならないように選びさえすれば、その選択にそれ程注意を払う必要はないことが示される。このことをもとに、負荷に応じてフレーム長を可変にする可変長フレーム SRUC 方式を提案する。この方式の性能は、SRUC 方式において負荷に応じて最適なフレーム長を選択したときの性能に非常に近いものになることが示される。

(d) nonpersistent CSMA 及び CSMA-CD 方式 [Ishi83c]

nonpersistent CSMA-CD 方式の動特性の解析は、従来、チャンネルの検知がパケットの発生 (またはレディとなった) 時点で行なわれるという条件の下で、行われている。しかし、チャンネルの時間軸がスロット化された状況においては、その次の小スロットの開始時点で、チャンネルの検知を行う

方が自然且つ实际的であり、また性能が良くなると考えられる。まず、検知時点に関するこれら二つの条件の下で、slotted CSMA-CD 方式の動特性を解析し、性能に関する上記の推測が正しいことを示す。続いて、non-slotted CSMA-CD 方式の動特性の解析を行う。これら解析の特別な場合として、CSMA 方式に対する結果も与える。更に、こうして得られた性能の比較を行い、スロット化、衝突検出機能の付加及び伝搬遅延が性能に及ぼす影響を考察する。その結果、伝搬遅延が小さい場合には、スロット化による性能の改善の割合が衝突検出機能の付加によるそれと比べて小さいということが明かとなる。一方、伝搬遅延が大きくなると、その関係は逆になる。

(e) 1-persistent CSMA 及び CSMA-CD 方式 [Ishi83a, b]

1-persistent CSMA-CD 方式の動特性については既にいくつかの研究が行われているが、1-persistent CSMA 方式の動特性はこれまでに明らかにされていない。本論文のモデル化や解析の方法を用いれば、non-persistent CSMA-CD 方式や BRAM 方式と 1-persistent CSMA-CD 方式を同一の条件の下で解析することが可能であり、従って、それらの性能を同一の条件の下で比較することができる。また、スロット化、衝突検出機能の付加及び伝搬遅延が性能に及ぼす影響も考察している。

(f) BRAM 方式 [Ishi82e], [Tasa85]

LAN におけるバーチャルトークンバス方式の一つである fair BRAM 方式の性能を解析する。システムのマルコフモデルを構成し、それに平衡点解析の手法を適用することによって解析し、スループット・平均メッセージ遅延トレードオフ性能について検討する。

第6章では、前章で得られた解析結果を用いて、衛星パケット通信網と LAN における多元接続プロトコルの性能比較を行っている [Tasa82c, d]。衛星パケット通信網については、スロット付アロハ方式 予約アロハ方式、アロハ形予約方式、TDMA 予約方式、SRUC 方式、及び固定割当 TDMA 方式の6種のプロトコルを取り上げる。LAN については、slotted non-persistent CSMA-CD 及び CSMA 方式、non-slotted non-persistent CSMA-CD 及び CSMA 方式、slotted 1-persistent CSMA-CD 及び CSMA 方式、non-slotted 1-persistent CSMA-CD 及び CSMA 方式、BRAM 方式の9種のプロトコルを取り上げる。平衡点解析の手法によって共通の条件の下でこれらのプロトコルの性能の比較を行っている。

以上述べたように、本論文では、まず OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ、階層化されたプロトコルの解析を行い、JUST-PC 手順の性能を明かとする。次に、OSI プロトコルの性能に大きな影響を有し、OSI 参照モデルのレイヤ2に位置する誤り制御方式として、適応形 ARQ 方式を提案し、従来方式との通信も可能としながら、回線品質の見積りによって、従来方式に比べて大きく性能を改善することができるということを定量的に示す。また、衛星パケット通信網及び LAN における多元接続プロトコルを解析し、その動特性を明かとする。これらの結果を用いることにより、同一条件の下で性能比較を行うことができることを示す。これらの解析・評価は、確率的フローバランスに着目した解析手法を用いて統一的に行い、その有効性を示す。

本論文で得られるこれらの結論は、情報ネットワーク構築の際に、プロトコルの選択や各パラメータ値の決定のための指針として用いることができる。

## 第 2 章

### 通信プロトコルの性能評価手法と問題点

#### 2.1 まえがき

本章では、情報ネットワークにおける通信プロトコルの性能評価手法と問題点について解説し、理論解析の観点から、本論文の位置づけを明かとする。

本論文では、プロトコルの性能評価を、主としてシステム内の確率的なフローのバランスに着目した解析手法(確率的フローバランスによる解析手法)を用いて統一的に行い、その有効性を示す。

OSI プロトコルのように複数レイヤから構成される階層化プロトコルの理論解析については、その複雑さから従来はほとんど行われていない。一般に、この複雑さは、複数レイヤ構成の各レイヤにコマンドとレスポンスがあり、各レイヤが独立に振舞うとともに、データブロックの分割と組み立てが複数レイヤで行われるところにある。このような理由から、従来は、OSI プロトコルの各レイヤのうち、システムの性能に最も大きな影響を及ぼすと考えられる特定レイヤのみの評価が行われてきた。特に、隣接ノード間の誤り制御やフロー制御を司るレイヤ 2 (データリンクレイヤ) に関して、多くの研究が行われてきた。この種の評価は、システムの一次評価としてだけでなく、OSI プロトコルの振舞を理解する上でも極めて重要と考えられる。しかし、例えば、プロトコルの実装方法(別プロセッサとするか否か)等の問題に答えるためには、レイヤ間の相互の関係を明確にする必要があるので、各レイヤを独立に評価するだけでなく、一括して評価することが要求される。

本論文では、まず OSI プロトコルとして JUST-PC 手順の解析を行い、その後、レイヤ 2 プロトコルである ARQ 方式と衛星パケット通信網や LAN 等の放送形ネットワークにおいて用いられる多元接続プロトコルの解析を行う。ARQ 方式は、電話網やパケット交換網等において用いられるポイントツーポイント通信プロトコルであり、多元接続プロトコルの位置するレイヤの上位レイヤプロトコルとしても用いることができる。特に LAN では、多元接続プロトコルはレイヤ 2 の MAC (Media Access Control) サブレイヤに位置し、ARQ 方式は LLC (Logical Link Control) サブレイヤに位置する。

一方、JUST-PC 手順は、上の分類に従うと、ポイントツーポイント通信プロトコルの範疇に入ると考えられる。

#### 2.2 ポイントツーポイント通信プロトコルの性能評価手法

従来、ポイントツーポイント通信プロトコルの性能評価は、文献 [Reis85] にも示されている待ち行列理論の解析手法を用いて行われてきた。

古くは電話交換の問題から発生した待ち行列理論は、多くの研究者によって用いられ、プロトコルの性能評価の分野においても多くの成果を納めてきた。プロトコルの解析手法としての待ち行列理論の適用例については、文献 [Reis85], [Schw87] を参照されたい。

文献 [Reis85] では、OSI プロトコルの性能評価における従来の研究成果について概説しており、プロトコルの待ち行列モデルの構成例を示している。これによると、プロトコルの性能評価に関する従来の研究の大部分は、ある一つのレイヤだけに着目し、その性能評価を行っている。

本論文では、OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ、レイヤ 1 からレイヤ 5 までのプロトコルを一括して解析する。

また、文献 [Reis85] でも指摘しているように、OSI プロトコルの性能は、レイヤ 2 プロトコルによって大きく左右される。このような観点から、本論文では、ARQ 方式を扱っており、回線品質に応じて動的にデータブロック長や連続送信データブロック数を可変とする適応型 ARQ 方式を提案し、その性能評価を行う。

本論文では、確率的フローバランスによる解析手法によって、これらの性能評価を行う。確率的フローバランスによる解析手法は、従来の待ち行列理論とは異なったアプローチであり、システムをマルコフ過程としてモデル化し、定常状態で各状態間の確率的なフローが釣り合うことを利用する。即ち、各状態への入出力フローが等しいと見なして解析を行う。従って、確率的フローバランスによる解析手法では、待ち行列理論では解きにくい問題を解くことができる可能性がある。なお、後述の平衡点解析も確率的フローバランスによる解析手法の一つと考えられる。

## 2.3 多元接続プロトコルの性能評価手法

多元接続プロトコルの性能解析の手法としては、その代表的なものに S-G 解析 (ポアソン解析ともいう) [Klei76], [Abra77], マルコフ解析 [Klei75a] 及び平衡点解析 [Fuku78] がある。スロット付アロハ方式に代表されるランダムアクセスプロトコルは、アロハ形システムの特徴であるチャネルの不安定現象が現れるので、その性能解析に際してはこのことをも考慮した解析、即ち動特性の解析を行うことが必要である。上記の解析手法のうち、マルコフ解析と平衡点解析は動特性解析の手法である。しかし、マルコフ解析では、システムをマルコフ過程としてモデル化し、そのマルコフ過程の状態ベクトルの状態遷移確率を求めて、定常確率分布を計算するものであるため、システムが複雑となり状態ベクトルが多次元になるような場合には、その状態遷移確率を求めるのは困難となる。一方、平衡点解析は、マルコフ解析と同様にシステムをマルコフ過程としてモデル化するが、その状態遷移確率は求めることはせず、システムの状態が常に平衡点 (equilibrium point) [Klei75a] に留まるものとして解析を行うため、多次元状態ベクトルの取り扱いが容易である。平衡点とは、システムの状態を変化させようとする確率的な力が釣り合う状態のことである。平衡点解析の手法を用いれば、各プロトコルを共通の基盤の上で解析し、性能比較することが可能であると考えられる。本論文では、この手法を用いて、各プロトコルの性能を解析し、各プロトコルの性能比較を行うことにより、このことを示す。

以下では、スロット付アロハ方式を例にとり、上記 3 つの解析手法について詳細に説明する。

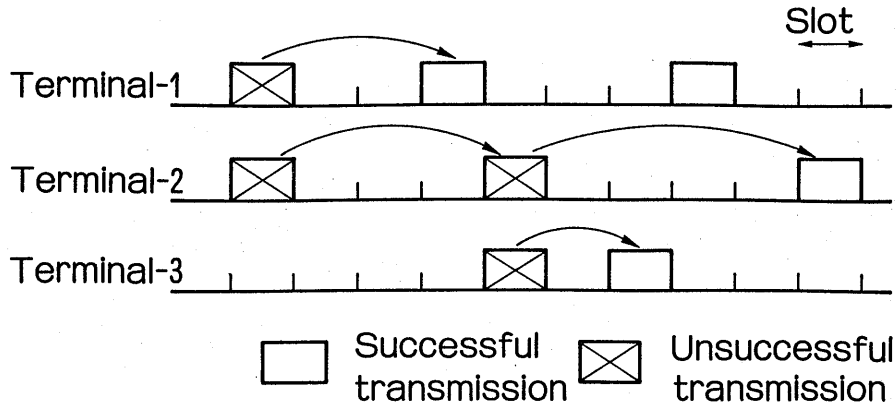


図 2.1: スロット付アロハ方式におけるパケット送信の例

### 2.3.1 スロット付アロハ方式

スロット付アロハ方式では、図 2.1 に示すように、チャネルの時間軸はパケット長に等しい大きさのスロットに分割されている。各端末は、スロットの開始時点においてのみ、パケットの送信を開始することが許される。図 2.1 は、3つの端末が各々単一パケットメッセージを送信する場合の例を示したものであり、チャネルの伝搬遅延は 0 としてある。

端末は、メッセージが発生するとその最初のパケットを直ちに送信する。その送信されたスロットにおける送信パケット数が 1 の場合には、そのパケットは正しく受信される。しかし、送信パケット数が 2 以上である場合には、パケットの衝突が生じる。その衝突に含まれた全てのパケットは正しく受信することができない（即ち、送信に失敗する）。このパケットの送信の正否は、チャネルの放送性のため、端末が送信した自端末のパケットと受信したパケットのビットパターンを比較することによって知ることができる。パケットの送信に失敗するとスロット当たり確率  $p$  でその再送を行う。一方、送信に成功しても後続パケットがある場合には、同じく確率  $p$  でその送信を行う。ここでは、一つのパケットを送信すると、その正否が判明するまでは次の送信を行わず、必ず前のパケットの送信が成功した後に次のパケットの送信に取りかかるものとする。

### 2.3.2 S-G 解析

S-G 解析は、パケットの発生が定常ポアソン分布に従うと仮定して、そのトラヒック  $G$  の関数としてスループット  $S$  を求めるものである。但し、スループットを、1 スロット当たり正しく伝送される平均パケット数と定義する。S-G 解析の手法をスロット付アロハ方式の性能解析に適用し、その手順を説明する。

まず、1 スロット当たり送信されるパケット数  $N$  (再送分も含めて) が平均  $G$  のポアソン分布に従うとする。即ち、 $P_r[N = n] = G^n e^{-G} / n!$  とする。図 2.1 から分かるように、あるスロットでパケットの送信が成功するのは、そのスロットにおける送信パケット数が 1 のときだけである。このため、スループット  $S$  は、次のようになる。

$$S = 1 \cdot P_r[N = 1] + 0 \cdot P_r[N \neq 1] = G e^{-G} \quad (2.1)$$

また、スループット  $S$  を  $G$  に関して最大化することにより、チャネルの容量 (channel capacity) を得ることができる。これは、 $G = 1$  のとき得られ、 $e^{-1} \simeq 0.368$  となる。参考のため、 $G$  に対する

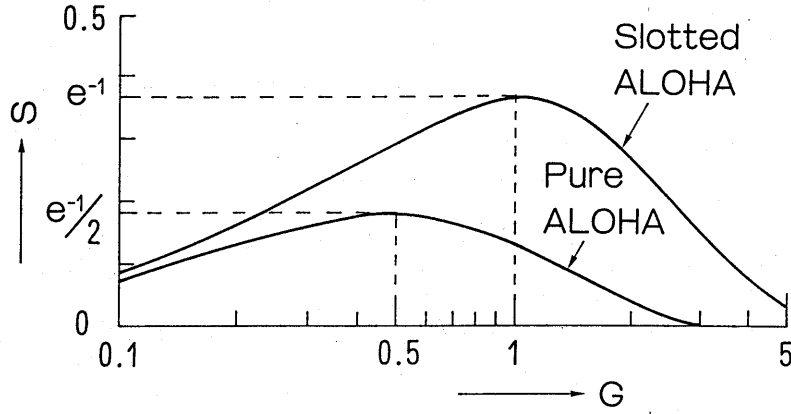


図 2.2: スロット付アロハ方式のスループット特性

$S$  を図 2.2 に示しておく. 図中には, 純アロハ (pure ALOHA) 方式の性能 ( $S = Ge^{-2G}$ ) [Klei76] も示してある. 更に, 詳細な議論により, 平均パケット遅延 (パケットが発生してから成功伝送されるまでの平均時間) なども得ることができる [Klei76].

上に示したように, S-G 解析の手法を用いれば, 性能を簡単に解析することができる. しかも, この手法は, 複雑なシステムに対しても適用することが可能である. しかし, システムの振舞いをかなり大雑把にモデル化しているため, システムの安定性などのより詳細な性能は知ることができない.

### 2.3.3 マルコフ解析

マルコフ解析は, システムをマルコフ過程としてモデル化し, そのマルコフ過程の状態ベクトルの状態遷移確率を求めて, 定常確率分布を計算するものである. この手法をスロット付アロハ方式に適用することによって, その手順を詳しく述べる.

ここで用いるモデルは, 文献 [Klei75a] で用いられたものと同じである. 即ち, システムは,  $M$  個の端末を持ち, 各端末は T モード (Thinking mode) と RT モード (Retransmission mode) のいずれかにあるとする. 但し, T モードは, 送信すべきパケットを持っていない状態を表す. このモードの端末は, スロット当り確率  $\sigma$  でパケットを発生する. 一方, RT モードは, パケットの送信に失敗し, それを再送しようとしている状態である. このモードの端末は, 確率  $p$  でパケットを再送する. これらのモードの相互の関係を図 2.3 に示す.

図 2.3 において,  $t$  番目のスロットの開始時点における RT モードの端末数を  $N^t$  とすると, これはスロット毎に状態遷移が起きるマルコフ連鎖となる. まず, このマルコフ連鎖の状態遷移確率  $p_{ij} \equiv P_r[N^{t+1} = j | N^t = i]$  を求めると, これは次のようになる (“ $\equiv$ ” は定義を意味する).

$$p_{ij} = \begin{cases} 0 & \text{if } j \leq i - 2 \\ ip(1-p)^{i-1}(1-\sigma)^{M-i} & \text{if } j = i - 1 \\ (1-p)^i(M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1} + \{1-ip(1-p)^{i-1}\}(1-\sigma)^{M-i} & \text{if } j = i \\ (M-i)\sigma(1-\sigma)^{M-i-1}\{1-(1-p)^i\} & \text{if } j = i + 1 \\ \binom{M-i}{j-i}\sigma^{j-i}(1-\sigma)^{M-j} & \text{if } j \geq i + 2 \end{cases}$$

for  $i = 0, 1, 2, \dots, M$

(2.2)

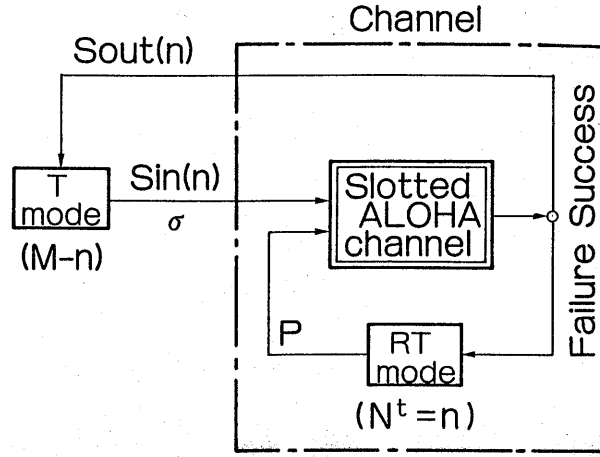


図 2.3: スロット付アロハシステムのモデル

上式の  $p_{ij}$  を用いると、定常確率分布  $\{P_j\}_{j=0}^M$  (但し,  $P_j \equiv \lim_{t \rightarrow \infty} P_r[N^t = j]$ ) は次のように表すことができる.

$$P_j = \sum_{i=0}^M P_i p_{ij} \quad \text{for } j = 0, 1, 2, \dots, M \quad (2.3)$$

また,  $P_0 \sim P_M$  は確率であるので, 次式が成立する.

$$\sum_{j=0}^M P_j = 1 \quad (2.4)$$

連立方程式 (2.3), (2.4) (但し, 式 (2.3) の  $(M+1)$  個の式のうち 1 個は, 残り  $M$  個の式と従属な関係にあるので, これは除く) を解くことによって,  $\{P_j\}_{j=0}^M$  を求めることができる.

次に,  $N^t = n$  という条件の下で, パケットの送信に成功する確率を  $S_{out}(n)$  と置く. これは, 次式で与えられる.

$$S_{out}(n) = (1-p)^n (M-n)\sigma(1-\sigma)^{M-n-1} + np(1-p)^{n-1}(1-\sigma)^{M-n} \quad (2.5)$$

上式と  $\{P_j\}_{j=0}^M$  を用いれば, スループット  $S_{out}$  と RT モードの平均端末数  $\bar{N}$  は, 次式から計算することができる.

$$S_{out} = \sum_{n=0}^M S_{out}(n) P_n \quad (2.6)$$

$$\bar{N} = \sum_{n=0}^M n P_n \quad (2.7)$$

平均パケット遅延  $D$  は, 図 2.3 のモデルにリトルの公式を適用することによって得られる. 即ち,

$$D = \bar{N}/S_{in} + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (2.8)$$

となる. 但し, 上式において, 1 はパケットの最初の伝送時間を表す. また,  $S_{in}$  はチャネル (RT モードを含む) への平均入力率である. これは, 次式で与えられる.

$$S_{in} = (M - \bar{N})\sigma \quad (2.9)$$



ところが、定常状態においては、チャネルの入出力フローが等しくなるので、 $S_{in} = S_{out}$  が成立する。これと式 (2.8), (2.9) から、最終的に次式が得られる。

$$D = M/S_{out} - 1/\sigma + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (2.10)$$

上の例から分かるように、マルコフ解析では、システムの状態の変動を厳密に扱っているので、これを正確に表現することができる。しかし、複雑なシステムになると、状態ベクトルが多次元になるので、その状態遷移確率を求めるのは困難となる。

なお、文献 [Carl75] において、Carleial と Hellman が本手法と類似した解析手法を提案している。その手法は、Kleinrock と Lam による本手法とは独立に研究されたものである。しかし、両者は等価であることが示されている [Jenq80]。

### 2.3.4 平衡点解析

平衡点解析では、マルコフ解析の場合と同様にシステムをマルコフ過程としてモデル化するが、その状態遷移確率を求めることはせず、システムの状態が常に平衡点に留まるものとして解析を行う [Fuku78, 83a, b]。この手法をスロット付アロハ方式に適用して、その詳細を説明する。

図 2.3 のモデルにおいて、RT モードの端末数  $n$  を状態変数に取る。あるスロットの開始時点において、システムの状態が  $n$  のとき、チャネル (RT モードを含む) から出て行く平均端末数を  $S_{out}(n)$  と置く。また、チャネルに入る平均端末数を  $S_{in}(n)$  とする。このとき、これらは次式で与えられる。

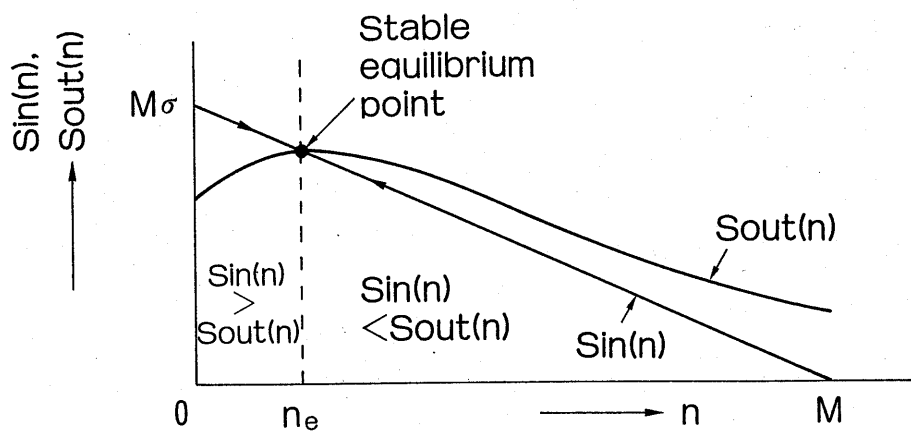
$$S_{out}(n) = (1-p)^n (M-n)\sigma(1-\sigma)^{M-n-1} + np(1-p)^{n-1}(1-\sigma)^{M-n} \quad (2.11)$$

$$S_{in}(n) = (M-n)\sigma \quad (2.12)$$

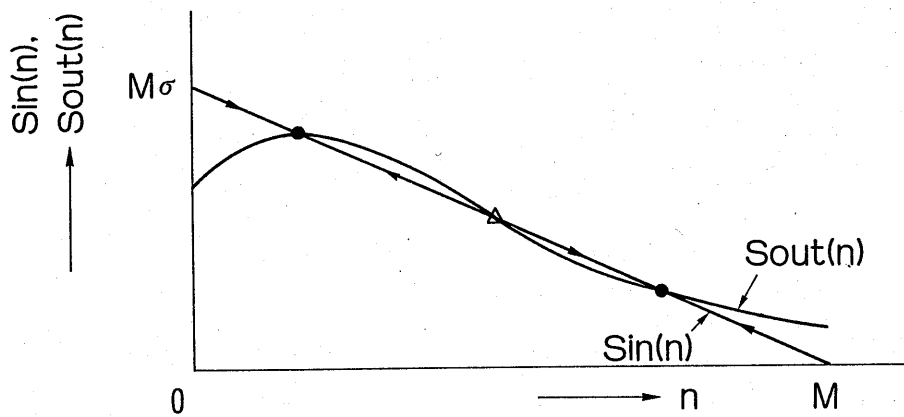
文献 [Fuku78] で、平衡点  $n_e$  は、 $S_{in}(n) = S_{out}(n)$  (この式を平衡点方程式と呼ぶ) を満足するような  $n$  であると定義されている。即ち、平衡点とは、システムの状態を変化させようとする確率的な力が釣り合う状態のことである。但し、状態変数  $n$  は状態空間として  $\{0, 1, \dots, M\}$  なる整数値を取るが、平衡点  $n_e$  は区間  $[0, M]$  内の実数値である。

状態変数  $n$  に対する  $S_{in}(n)$  と  $S_{out}(n)$  との関係を図 2.4 に示す。図 2.4 において、 $S_{in}(n)$  と  $S_{out}(n)$  の曲線の交点が平衡点  $n_e$  である。図 2.4(a) に示すように、この平衡点が唯一つだけ存在するとき、そのシステムは安定 (stable) であると定義される [Klei75a]。一方、図 2.4(b) のように、平衡点が複数個存在するときには、不安定 (unstable) であるという。なお、図 2.4(c) でも、平衡点が一つだけ存在する。しかし、この場合には、平衡点が飽和領域にあり、 $S_{out}(n_e)$  はかなり小さくなっている。このとき、システムは過負荷 (overloaded) であると言われる。

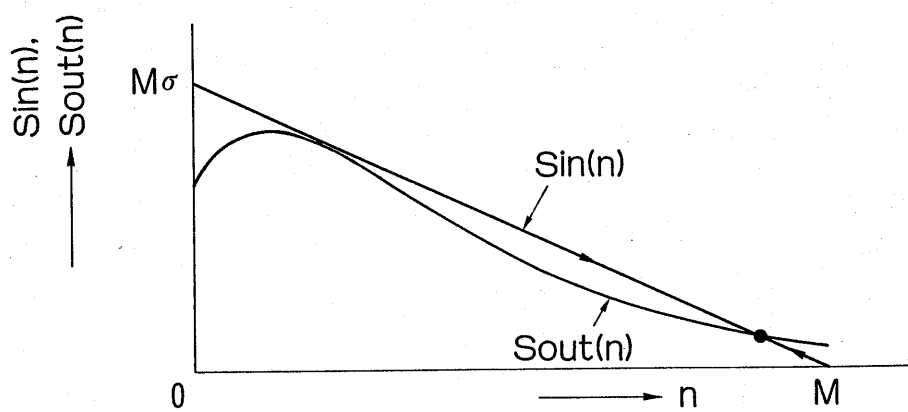
図 2.4(a) において、 $n > n_e$  となる領域では、 $S_{in}(n) < S_{out}(n)$  であるので、 $n$  が小さくなる方向に確率的な力が作用する。一方、 $n < n_e$  の領域では、 $n$  が大きくなる方向に確率的な力が作用する。このことは、システムの状態が常に平衡点  $n_e$  に向かうように、力が作用することを意味する。このような平衡点を安定平衡点という。特に、この安定平衡点が唯一つしかない場合にはその平衡点を総体安定平衡点 (globally stable equilibrium point)、それ以外の場合 (図 2.4(b)) には局地安定平衡点 (locally stable equilibrium point) と呼ぶ。一方、平衡点から発散する方向に確率的な力が作



(a) A stable system



(b) A bistable system



(c) An overloaded system

図 2.4:  $n$  に対する  $S_{in}(n)$  及び  $S_{out}(n)$

用するときには、その平衡点は不安定平衡点という。従って、システムが安定であるということは、総体安定平衡点を持つことに等しい。なお、図 2.4(b) のように、安定平衡点が 2 個存在するときには、システムは双安定 (bistable) [Carl75] であると言われる。

平衡点解析では、前述のようにシステムの状態が常に安定平衡点に留まるものとして解析を行う。即ち、安定平衡点における性能で実際の性能を近似する。この平衡点が複数個存在するときには、安全のため、 $S_{out}(n_e)$  が小さい方の平衡点を選ばれる [Fuku78]。このことは、マルコフ解析の定常確率分布を平衡点に位置する単一のインパルスで近似することに等価である [Tasa86]。

このように、システムの状態が常に平衡点に留まるとするのは、次の理由による。図 2.4(a) のように平衡点が唯一つだけ存在する場合には、システムの状態が常にその平衡点に向かうように、確率的な力が作用する。このため、システムの状態は、その平衡点の近傍に長時間留まることが予想される。一方、図 2.4(b) のように安定平衡点が 2 個存在する場合には、システムの状態は、最初に  $S_{out}(n_e)$  が大きい方の平衡点にあったとしても、小さい方の平衡点に移行することがある（その逆も言える）。従って、この場合には、システムの状態が常にどちらか一方の平衡点に留まるとしても、その実際の振舞いを正確に予測することはできない。しかし、ある有限時間内においては、システムの状態は、どちらか一方の平衡点の近傍に、より長い時間留まることになる。

次に、 $S_{in}(n)$  と  $S_{out}(n)$  の見方を変えると、これらは T モードにおける入出力平均端末数となっていることに気づく (図 2.3 参照)。そこで、T モードにおける平均増加端末数を  $\delta_T(n)$  と置くと、これは次式で与えられる。

$$\delta_T(n) = S_{out}(n) - S_{in}(n) \quad (2.13)$$

従って、平衡点  $n_e$  は、 $\delta_T(n) = 0$  を満足する  $n$  であると言える。この平衡点  $n_e$  は、 $\delta_T(0) < 0$ ,  $\delta_T(M) > 0$  となることから、区間  $[0, M]$  内に奇数個存在することが分かる。一方、RT モードにおける平均増加端末数を  $\delta_{RT}(n)$  で表すと、これは次のようになる。

$$\delta_{RT}(n) = \{(M - n)\sigma + np - S_{out}(n)\} - np = S_{in}(n) - S_{out}(n) = -\delta_T(n) \quad (2.14)$$

このため、平衡点  $n_e$  においては、 $\delta_{RT}(n_e) = 0$  も成立することになる。

上の議論から、平衡点  $n_e$  は、各モードにおける平均増加端末数を 0 と置いて得られる式を解くことによって得られることが分かる。但し、そのうち一つの式は、式 (2.14) に示されているように、他の式と従属な関係にある。

スループット  $S_{out}$  と平均パケット遅延  $D$  は、平衡点  $n_e$  における値で近似される。即ち、これらは次式で与えられる (式 (2.6), (2.10) と比較されたい)。

$$S_{out} = S_{out}(n_e) \quad (2.15)$$

$$D = M/S_{out}(n_e) - 1/\sigma + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (2.16)$$

以上、平衡点解析の手法を説明したが、この手法では、マルコフ過程の状態遷移確率を求めるとことはしないので、複雑なシステムの動特性解析にも使用できる可能性がある。しかし、定常確率分布を平衡点に位置する単一のインパルスで近似するので、定常確率分布が平衡点に関して大きく非対象となる場合には、誤差が大きく現れる。この誤差は、平衡点のスループットの極大値の近傍に位置するとき大きくなる [Fuku78]。このように、平衡点解析を用いるときには、誤差が大きくなる可能性があるため、注意を要する。

## 第 3 章

### OSI プロトコルの性能評価

#### 3.1 まえがき

本章では、OSI プロトコルのように階層化されたプロトコルとして、郵政省から告示された“パーソナルコンピュータ通信装置推奨通信方式”(JUST-PC (Japanese Unified Standards for Telecommunications - Personal Computer) 手順) [Yuse84] を取り上げ、その性能評価を行う。

JUST-PC 手順は、電話回線を使用し、(1) 通信速度が 4800 ビット / 秒 (b/s) と高速である、(2) エラーフリーである、(3) 回線品質によって通信速度が 4800b/s から 2400b/s にフォールバックする、(4) 任意のデータの取り扱いが可能である、等の多くの利点を有している。JUST-PC 手順を採用したシステムが既にいくつか出現しており、サービスに供されている。

本章では、JUST-PC 手順の最大スループットの理論解析を行い、回線のビット誤り率やデータブロック長、最大連続送信フレーム数、モデム機能等がスループット特性に及ぼす影響について考察する。特に、本章は、レイヤ 1 からレイヤ 5 までのプロトコルを一括して理論解析しており、各レイヤにおけるパラメータ値の決定方法を示す。

JUST-PC 手順の接続構成は、図 3.1 に示すように、2 つのパーソナルコンピュータ (PC : パソコン) に RS-232C 回線経由で JUST-PC アダプタを接続し、電話網を介してそれらと呼接続するようになっている。本章では、セッションレイヤまでのコネクションが確立された後のデータ転送状態における JUST-PC アダプタ間の最大スループットの理論解析を行っている。

JUST-PC 手順は OSI に準拠したプロトコル構成になっており、その理論解析の複雑さから従来は文献 [Yama86] と [Fuku87] において通信実験による性能評価が行われているにすぎない。また、各種パラメータの性能に及ぼす影響についても十分には検討されていない。

文献 [Yama86] では、2 台のパソコンにそれぞれ RS-232C 回線経由で JUST-PC アダプタを接続し、JUST-PC アダプタ間は回線エミュレータを介して相互接続して実験を行っている。片方

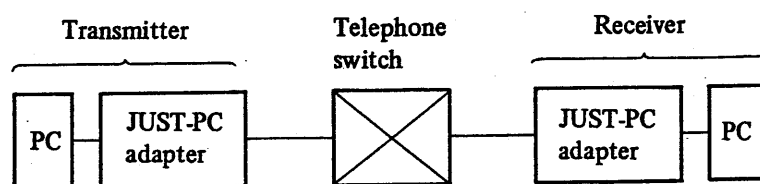


図 3.1: JUST-PC 手順のシステム構成

向通信と両方向通信の場合のスループット (転送速度) を測定し, CFU (制御機能要素) [Yuse84] のデータ長や送信要求間隔が性能に及ぼす影響等について調べている. 文献 [Fuku87] では, 文献 [Yama86] と同様の実験環境のもと, ファイル転送の転送速度を測定し, データブロック長やパソコンとアダプタ間のバッファ容量が性能に及ぼす影響等について調べている. その結果, スループットが 3500b/s ~ 4200b/s 程度であることを明らかにしている.

一方, 本章のように下位レイヤから上位レイヤまでのプロトコルを評価している論文は, 上述のようにその理論解析の複雑さからまだ少ないのが現状である. 一般に, この複雑さは, 複数レイヤ構成の各レイヤにコマンドとレスポンスがあり, 各レイヤが独立に振舞うとともに, 3.2 で説明するようにデータブロックの分割と組み立てが複数レイヤで行われるところにある. 文献 [Bods86] は, この種の論文の代表例であり, G4 ファクシミリのスループットを解析している. 固定長のファクシミリメッセージの伝送を考え, 各レイヤ独立にヘッダによるオーバーヘッドやコネクションの確立時間, 伝搬遅延, 処理遅延等を計算し, レイヤ間でそれらを積み上げることによりスループットの評価を行っている. また, データブロック長やビット誤り率, 適用網の違いが性能に及ぼす影響について考察している.

本章の特徴は, 文献 [Bods86] のように複数レイヤを別々に評価して積み上げるのではなく, 一括して理論解析しているところにある. このように一括して理論解析できるのは, 本論文で扱う JUST-PC 手順では, データリンクレイヤにはコマンド (I フレーム) に対するレスポンス (RR, REJ フレーム) があるが, ネットワークレイヤ, トランスポートレイヤ, セッションレイヤにはレスポンスがなく, 更にデータブロックの分割と組み立てがトランスポートレイヤでのみで行われるからである. また, 文献 [Yama86] と [Fuku87] は JUST-PC アダプタを介した 2 つのパソコン間のスループットを扱っているが, 本論文で JUST-PC アダプタ間のみを扱うのは, 解析の簡単のためだけでなく, JUST-PC 手順のスループット特性はパソコンと JUST-PC アダプタ間よりも電話網を介した JUST-PC アダプタ間の方が支配的と考えられるからである. なお, JUST-PC 手順のインプリメント方法には, いくつかの方法があり [Yuse84], 図 3.1 のようなアダプタ形式で実現するのは, 一般的ではあるが, 一例にすぎないことに注意されたい.

以下, 3.2 で JUST-PC 手順について簡単に説明し, 3.3 で解析の仮定や前提を述べる. 3.4 では最大スループットの解析を行い, 3.5 で各種パラメータが性能に及ぼす影響等について検討する.

## 3.2 JUST-PC 手順の概要

JUST-PC 手順のプロトコル構成 [Yuse84] は表 3.1 に示すように OSI に準拠した構成となっている. 表 3.1 は JUST-PC アダプタ間のプロトコルを示したものである. セッションレイヤの通信モードには全 2 重 (必須) と半 2 重 (オプション) があるが, 本章では必須機能である全 2 重のみを検討対象とする.

### 3.2.1 通信モデル

JUST-PC は, 図 3.2 の通信モデルに基づいて設計されている [Paso87]. 図 3.2 の通信機能におけるレイヤ 1 ~ 5 のプロトコルの他, 通信機能とアプリケーション間のインタフェースとして制御機能要素 (CFU) 等が規定されている.

表 3.1: JUST-PC 手順のプロトコル構成

レイヤ	プロトコル
セッション	X.225 カーネル + 全 2 重 / 半 2 重 & ED
トランスポート	X.224 クラス 0 (T.70)
ネットワーク	T.70CSDN 用
データリンク	LAP-B, HDTM (LAP-X)
電気・物理	V.27ter

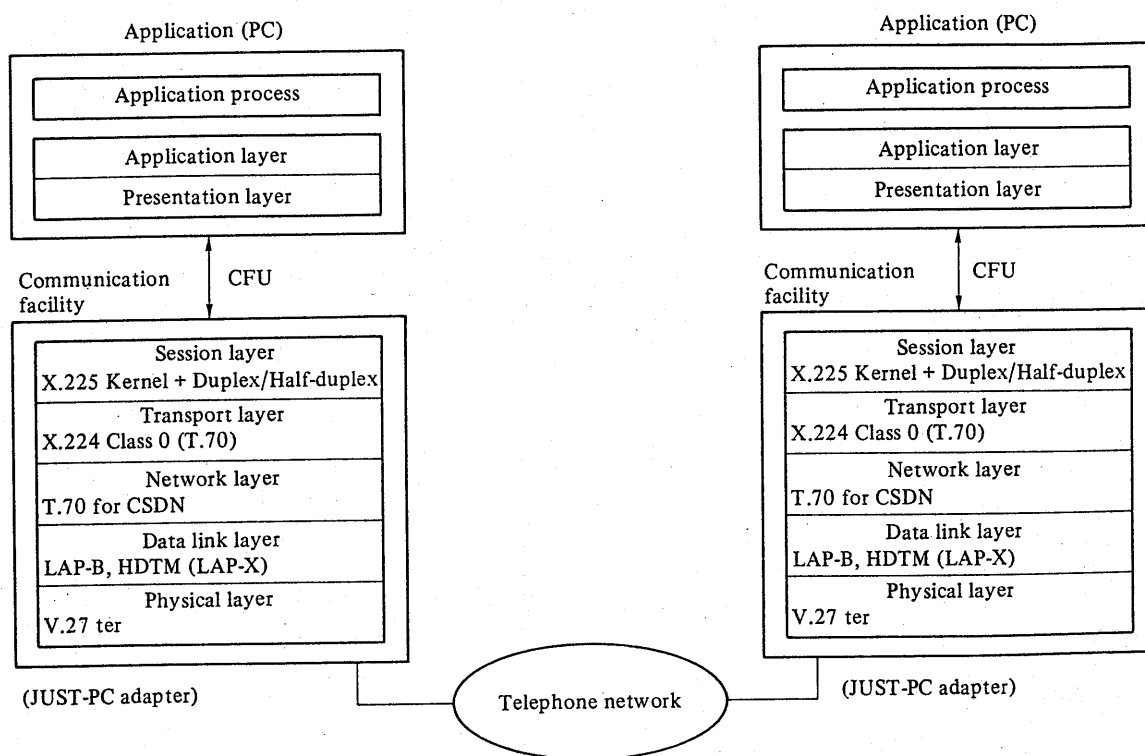


図 3.2: JUST-PC 手順の通信モデル

### 3.2.2 プロトコル

JUST-PC は、OSI 参照モデルのレイヤ 1 ～ 5 について、以下に示すように既存の CCITT (国際電信電話諮問委員会) 勧告から適切なプロトコルを抽出することにより、構成されている。プロトコル構成を図 3.2 の通信機能内に示す。

#### (1) 電気物理レイヤ (レイヤ 1)

CCITT 勧告 V.27ter を採用している。V.27ter (半 2 重) モデムは、G3 ファクシミリでも採用されており、G3 ファクシミリ等との整合だけでなく、安価に入手できるという利点がある。通信速度は 4800 ビット / 秒であり、回線品質が悪い場合には自動的に 2400 ビット / 秒にフォールバックする機能を有する (モデムフォールバック手順)。

#### (2) データリンクレイヤ (レイヤ 2)

CCITT 勧告 T.71 の HDTM (半 2 重伝送モジュール) と CCITT 勧告 X.25 (パケット交換網で採用されているプロトコル) の LAP-B (HDLC/ABM 相当) を組み合わせた LAP-X を採用している。これにより、エラーフリーな通信を実現し、モデムは半 2 重で、上位は全 2 重で動作することになる。半 2 重によるフレーム伝送のイメージについては、文献 [Ishi87] を参照されたい。

#### (3) ネットワークレイヤ (レイヤ 3)

CCITT 勧告 T.70 の回線交換網 (CSDN) 用の 2 バイトの簡易ヘッダを付与・削除するだけのプロトコルを採用している。なお、通信と通話の切り替えの表示や網間接続 (例えば、電話 - パケット交換網間接続) 用の第 2 アドレス情報通知のための拡張を行っている。

#### (4) トランスポートレイヤ (レイヤ 4)

CCITT 勧告 X.224 クラス 0 (最も簡易なクラスであり、CCITT 勧告 T.70 と同等) を採用している。トランスポートコネクション<sup>1</sup>の設定・解放、データの組み立て・分割機能を有する。

#### (5) セッションレイヤ (レイヤ 5)

CCITT 勧告 X.225 の機能単位のうち、カーネル、全 2 重、半 2 重、例外報告を採用している (最も簡易な組合せ)。全 2 重を必須、半 2 重をオプションとしており、いずれか一方を選択する。なお、例外報告は、半 2 重を選択したときのみ採用する。

#### (6) データの引継方法

JUST-PC 手順では、図 3.3 に示すように、APDU (application protocol data unit) というアプリケーションレイヤ (application layer) のデータを送信する場合、APDU はセッションレイヤ (session layer) に渡されるときに SSDU (session service data unit) というデータブロックに分割される。セッションレイヤでは、SSDU にセッションヘッダ (session header) を付加し、DT と呼ばれる SPDU (session protocol data unit) を構成する。その後、DT はトランスポートレイヤ (transport layer) に引き継がれ、最大 TDT ブロック長 (maximum TDT block size) 単位に SPDU を分割すると共に、トランスポートヘッダを付加し、TDT ブロックを構成する (トランスポートレイヤのデータブロック名はセッションレイヤとの区別のため T.70 に従うことにする)。トランスポートレイヤでは、SPDU が分割されたことを示すために、ブロックの終了を表示する TSDU 終了表示をパラメータとして有している。更に、TDT はネットワークレイヤ (network layer) に引き継がれてネットワークヘッダが付加され、データリンクレイヤ (data link layer) に渡される。データリンクレ

<sup>1</sup>コネクションとは論理的なつながりのこと

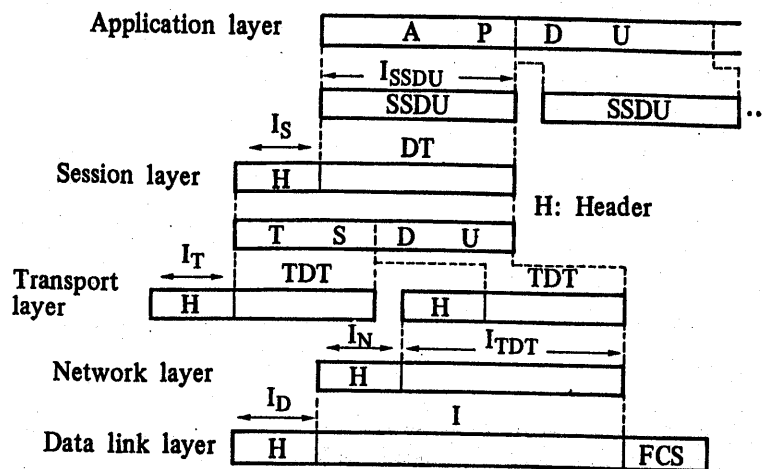


図 3.3: JUST-PC 手順におけるデータの組立てと分割

イヤでは、データリンクヘッダとフレームチェックシーケンス (FCS) を付加し、I フレームを構成して、半2重回線を用いてこれを送信する。このように、JUST-PC 手順では、APDU の分割は、アプリケーションレイヤとトランスポートレイヤで行う。

データの受信時には、送信時とは逆に、受信データのプロトコルヘッダを取り除き、TSDU 終了表示をもとにデータの組立を行い、上位レイヤにデータを引き継ぐことにより、最終的に APDU を構成する (アプリケーションレイヤでは、例えば長さ表示を利用してデータの組立を行う)。

セッションレイヤの接続が確立され、セッションレイヤのデータ転送状態に入った後の I フレームのフォーマットを図 3.4 に示す。図 3.4 において、M はモアデータ表示、Q はクオリファイア、F は通信休止要求、A は通信休止了承、R は通信休止拒否、E は TSDU 終了表示を表す。なお、トークン項目 (token item) については、オプションのパラメータであるため含めなくてもかまわない。セッションレイヤのヘッダは、DT が複数の TDT ブロックに分割されるため、分割された最初の TDT にのみ含まれることに注意されたい。このように、OSI に準拠した構成の解析するためには、データブロックの組み立てや分割をうまくモデル化することが必要である。

### 3.2.3 CFU(制御機能要素)

アプリケーションと通信機能の間の論理インタフェースとして、CFU が規定されている。CFU には、アプリケーションから通信機能に対して電話網発呼・切断やセッション接続の設定・切断を要求したり、データ送信等を要求したりするものと、通信機能からアプリケーションに対して電話網被呼やセッション接続の着信、データ受信等を通知するもの等がある。

CFU に関する規定内容の違いにより、タイプ1～4の4種類の通信装置が規定されている。このうち、通信装置タイプ4は、アプリケーション (パソコン) と独立した通信機能 (JUST-PC アダプタ) を想定しており (図 3.2 参照)、CFU の符号化方法、パソコンと JUST-PC アダプタ間の制御手順、CFU の転送制御手順 (3 線式ハンドシェイク) 等を規定している。

この CFU によって、アプリケーションに対してレイヤ1～5のプロトコルを隠ぺい化することができ、プロトコルの詳細を知らなくても通信機能を利用することができるようにしている。



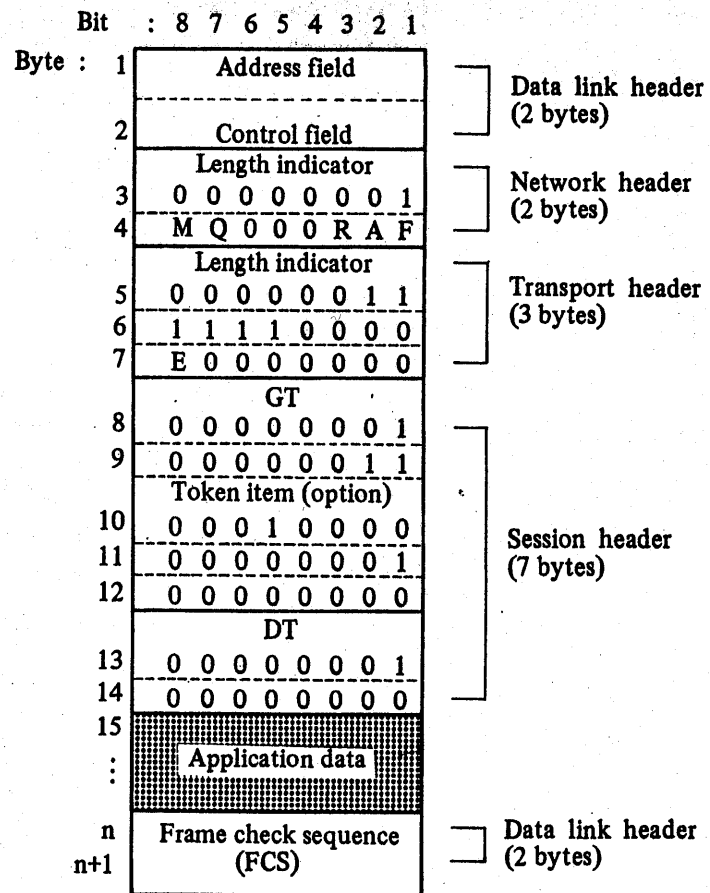


図 3.4: JUST-PC 手順のフレームフォーマット

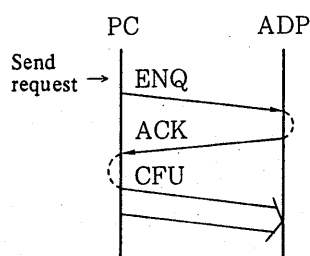


図 3.5: 3 線式ハンドシェイクの基本動作

### 3.2.4 アダプタインタフェース

パソコンと JUST-PC アダプタ間のインタフェースを以下に説明する。

#### (1) 接続構成

パソコンと JUST-PC アダプタは、RS-232C 回線で接続する。

#### (2) 符号化方法

CFU は、JIS C 6220(8 単位符号) で符号化する。

#### (3) 3 線式ハンドシェイク

RS-232C 回線の SG, SD, RD の 3 線のみを利用し、ENQ ブロック (JIS C 6220 の ENQ コード 1 文字から構成され、送信すべきデータブロックがあることを示す) と ACK ブロック (JIS C 6220 の ACK コード 1 文字から構成され、CFU の受信が可能になったことを示す) をハンドシェイクすることによって CFU を送受信する。

3 線式ハンドシェイクの基本動作を図 3.5 に示す (PC : パソコン, ADP : JUST-PC アダプタ)。

### 3.2.5 通信シーケンス

セッションレイヤの機能単位としてカーネルと全 2 重を選択したときの通信シーケンスの例を図 3.6 に示す。参考のため、図 3.6 の信号の説明を表 3.2 に示しておく。

図 3.6 では、まずパソコンが電話網発呼要求によって回線接続を行い、モデムフォールバック手順によってモデム機能をネゴシエーション (折衝) する。トレーニングチェックの結果、4800 ビット / 秒で通信することになる。次に、データリンク、トランスポートコネクションを確立する。その後、パソコンからセッションコネクション設定要求を行い、セッションコネクションを確立する。セッションコネクションが確立されると、データ送信を相互に行うことが可能となる。データ送信が完了すれば、パソコンはセッションコネクション切断要求によって、セッションコネクションを解放する。このとき、図中ではトランスポートの切断が指示されたものとしている。X.224 クラス 0 の場合、トランスポートコネクションはネットワークの存続期間に一致し、明示的な解放は行われな。従って、データリンクの解放によってトランスポートコネクションが解放されたことになる (ネットワークレイヤのプロトコルは 2 バイトの簡易ヘッダを付与・削除するだけであるので、ネットワークレイヤにはコネクションの設定・解放の概念はない)。データリンクの解放の後、回線切断が行われ、電話網切断通知によって、その旨がパソコンに通知される。

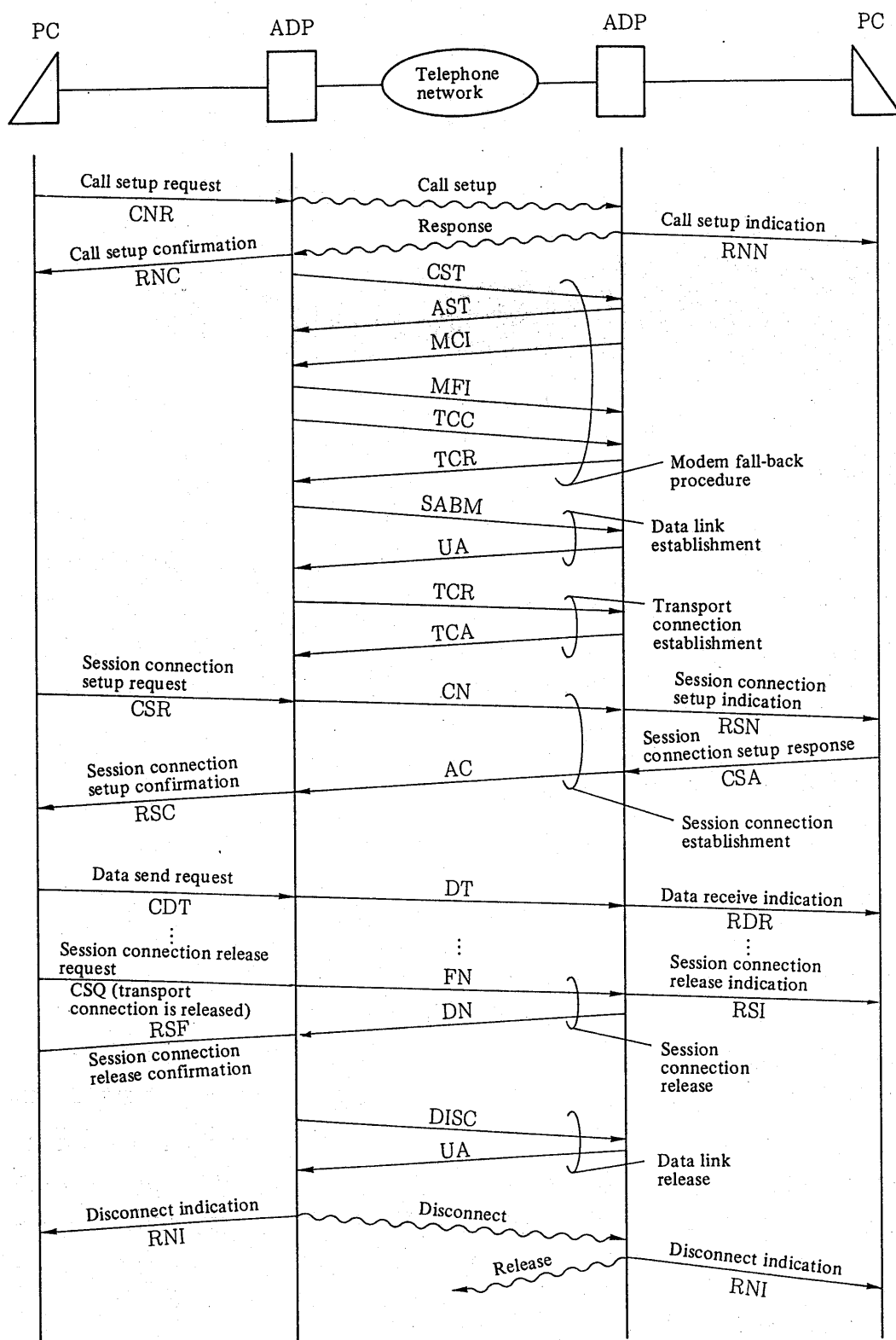


図 3.6: JUST-PC 手順の通信シーケンス例

表 3.2: 信号の説明

信号名	機能
電話網発呼要求 (CNR)	被呼装置との電話網接続を要求する。
電話網被呼通知 (RNN)	電話網から着信があったことを通知する。
電話網接続確認 (RNC)	電話網発呼要求の結果を通知する。
電話網切断通知 (RNI)	電話網接続が切断されたことを通知する。
セッションコネクション設定要求 (CSR)	セッションコネクションの設定を要求する。
セッションコネクション着信通知 (RSN)	CSR があったことを通知する。
セッションコネクション設定応答 (CSA)	CSR に対する応答を返す。
セッションコネクション設定確認 (RSC)	セッションコネクションの設定結果を通知する。
セッションコネクション切断要求 (CSQ)	セッションコネクションの切断を要求する。
セッションコネクション切断通知 (RSI)	セッションコネクションが切断されたことを通知する。
セッションコネクション切断確認 (RSC)	CSQ に対する結果を通知する。
データ送信要求 (CDT)	データの送信を行う。
データ受信通知 (RDR)	受信したデータを通知する。
CST(発呼識別信号)	発呼を行う場合に送信し、発呼側がパーソナルコンピュータ通信装置であることを示す。
AST(着呼識別信号)	着呼に応答する場合に送信し、着呼側がパーソナルコンピュータ通信装置であることを示す。
MCI(モデム機能表示信号)	着呼側のモデム機能を発呼側に表示する。
MFI(モデム機能通知信号)	MCI に対して、発呼側で使用するモデム機能を通知する。
TCC(トレーニングチェック信号)	MFI で 4800b/s の通信速度を通知した場合、着呼側でトレーニングを行うために送信する 500~900 オクテットの '0' である。
TCR(受信可信号)	MFI に従った受信ができることを発呼側に通知する。
SABM(非同期平衡モード設定)	データリンクの確立を要求する。
UA(非番号制確認応答)	SABM, DISC の受け付けを通知する。
DISC(切断)	データリンクの切断を要求する。
TCR(トランスポート接続要求)	トランスポート接続の要求を指示する。
TCA(トランスポート接続受付)	TCR に対する受付を通知する。
CN(接続)	セッションの開始を指示する。
AC(受付)	CN で指示されたセッション開始の受付を通知する。
DT(データ転送)	セッションユーザにより与えられるユーザ情報を運ぶ。
FN(終了)	セッションの正常な終了を指示する。
DN(切断)	FN で指示されたセッションの終了を確認する。

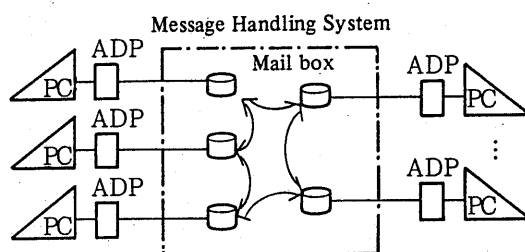


図 3.7: メールボックスサービス

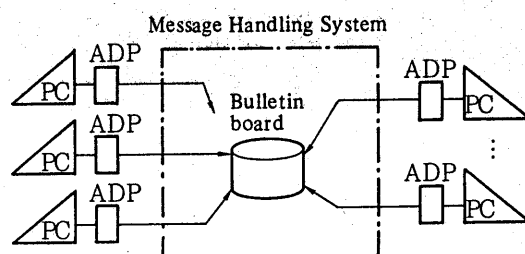


図 3.8: 電子掲示板サービス

### 3.2.6 アプリケーション

JUST-PC 手順のアプリケーションとしては、多くのものが考えられるが、その一つに電子メール通信推奨通信方式 (JUST-MHS) [Yuse87], [Naka87] がある。JUST-MHS では、メッセージ通信システム (Message Handling System : MHS) [Ishi84, 85a, b], [Wata85] へのアクセス端末 (タイプ 1 通信端末) としてパソコン、レイヤ 5 以下のプロトコルに JUST-PC 手順を採用している。サービスとしては、以下に示すようなメールボックスサービスと電子掲示板サービスがある。

#### (1) メールボックスサービス

図 3.7 に示すように、ユーザ毎にメッセージの蓄積領域 (メールボックス) を設け、メールボックスにメッセージを書き込んだり、読み取ったりするサービスである。メールボックスサービスには、次のような機能がある。

- a) 時刻指定配送：指定した時刻にメッセージを配送する。
- b) 同報通信：複数の宛先にメッセージを送信する。
- c) 読出し：メールボックスからメッセージを読み出す。
- d) 検索：メールボックス内のメッセージを検索する。
- e) 消去：メールボックスからメッセージを消去する。

#### (2) 電子掲示板サービス

図 3.8 に示すように、複数ユーザ共通にメッセージの蓄積領域 (電子掲示板) を設け、電子掲示板にメッセージを書き込んだり、読み取ったりするサービスである。メールボックスサービスとの違いは、一般に不特定多数または特定多数のユーザで電子掲示板を共有している点にある。電子掲示板サービスには、次のような機能がある。

- a) 書込み：電子掲示板にメッセージを書き込む。
- b) 読出し：電子掲示板からメッセージを読み出す。

c) 検索：電子掲示板を検索する。

d) 消去：電子掲示板からメッセージを消去する。

JUST-MHS の従来の通信システムに対する特徴としては、メッセージを一旦蓄積するので、上記のような多様な処理やメディアの変換を施すことが容易であることその他、発・着ユーザを同時に拘束することなく、各々の希望する時に通信できること等が挙げられる。

JUST-MHS を採用したシステムとして、NTT PC コミュニケーションズによって昭和 61 年 11 月から商用サービスを開始したパソコン通信ネットワークがある。このシステムでは、上のサービスに加え、情報センタ接続サービスや閉域接続サービス等の多彩なサービスを提供している。

### 3.3 前提と仮定

図 3.1 に示すように JUST-PC アダプタを接続した 2 つのパソコン (transmitter, receiver) が電話網を介して半 2 重回線によって接続されており、セッションレイヤ以下のコネクションはすでに確立されているものとする。本章では、アプリケーションレイヤのデータを片方向にのみ送信する場合と、両方向に送信する場合を扱い、以下の仮定の下で解析を行う。

(A1) 通信速度を  $Cb/s$  とする。

(A2) 回線のビット誤り率 (bit error rate) を  $P_b$  とする。

(A3) モジュラス (modulus) を  $M$  とする (最大連続送信フレーム数は  $M - 1$  とする)。

(A4) 受信確認は RR フレームによって行う。

(A5) 誤り回復は REJ フレームによってのみ行う。

(A6) RR フレームと REJ フレームの誤りは無視できるものとする。

(A7) RR フレームと REJ フレームの長さは一定で、その長さを共に  $I_{RR}$  ビットとする。

(A8) TDT ブロックの最大長を  $I_{TDT}$  ビットとする。

(A9) SSDU の最大長を  $I_{SSDU}$  ビットとする。

(A10) アプリケーションレイヤにおけるデータ長を無限大とする。

(A11) データリンク、ネットワーク、トランスポート、セッションレイヤで付加されるヘッダ長をそれぞれ  $I_D$  (FCS を含む),  $I_N$ ,  $I_T$ ,  $I_S$  ビットとする。

(A12) 伝搬遅延時間は無視できるものとする。

(A13) 送信権獲得 (ターンオンシーケンス) 及び放棄 (ターンオフシーケンス) に要する時間をそれぞれ  $t_{on}$ ,  $t_{off}$  秒とする。

(A14) 信号間のガード時間 (ターンオフシーケンス完了からターンオンシーケンス開始までの時間) を  $t_{gd}$  秒とする。

(A15) パソコンは常に送信すべきデータを持っているものとする。

スループット (throughput) は、単位時間当りに正しく転送されるアプリケーションレイヤのデータのビット数と定義する。本章で評価尺度として用いる最大スループットは、仮定 (A15) のもとで得られる。

### 3.4 最大スループット

#### 3.4.1 片方向通信の場合

仮定 (A10) より固定長  $I_{SSDU}$  の SSDU が無限個生成され、図 3.3 に示すように、セッションレイヤで長さ  $I_S$  のヘッダが付加され、トランスポートレイヤで分割される。分割されたデータブロックは、長さ  $I_T$  のヘッダが付加されて TDT を構成する。一個の SSDU が  $N_{TDT}$  個の TDT に分割されるとすると、 $N_{TDT}$  は次式となる。

$$N_{TDT} = \begin{cases} 1 & \text{for } I_{SSDU} \leq I_{TDT} - I_T - I_S \\ 2 + \left\lfloor \frac{I_{SSDU} - I_{TDT} + I_T + I_S}{I_{TDT} - I_T} \right\rfloor & \text{for } I_{SSDU} > I_{TDT} - I_T - I_S \end{cases} \quad (3.1)$$

但し、上式で  $[x]$  は、 $x$  未満の最大の整数を表す。

TDT は、更にネットワークレイヤとデータリンクレイヤでそれぞれ長さ  $I_N, I_D$  のヘッダが付加され、最終的に I フレームとして送信される。トランスポートレイヤで最後に分割される TDT とその他の TDT とではその長さが異なるため、これらの I フレームが誤る確率も異なる。これらのフレーム長をそれぞれ  $L_E, L_S$  ビットとすると、これらは次式となる。

$$L_E = I_{SSDU} - (I_{TDT} - I_T)(N_{TDT} - 1) + I_S + I_T + I_N + I_D \quad (3.2)$$

$$L_S = \begin{cases} L_E & \text{for } I_{SSDU} \leq I_{TDT} - I_T - I_S \\ I_{TDT} + I_N + I_D & \text{for } I_{SSDU} > I_{TDT} - I_T - I_S \end{cases} \quad (3.3)$$

本章では、解析の簡単のため、フレームの誤り確率  $P_B$  は全ての I フレームで同一と考え、次式で近似する。

$$P_B = 1 - (1 - P_b)^L \quad (3.4)$$

$$L = \{L_S(N_{TDT} - 1) + L_E\} / N_{TDT} \quad (3.5)$$

一つの I フレームの送信を開始してから、誤りなく送信されるまでの時間 (これを実転送時間 (virtual transmission time) [Bux 80] と呼ぶ) の平均を  $t_v$  とすると、最大スループット  $T_{max}$  は次式で与えられる。

$$T_{max} = I_{SSDU} / (N_{TDT} t_v) \quad (3.6)$$

$t_v$  は、文献 [Bux 80] の手法を適用することにより得られ、以下にその導出を示す。

実転送時間は、ウィンドウ (window) 位置 (最大アウトスタンディングフレーム数から未確認送信フレーム数を差し引いた値) によって異なる。ここで、ウィンドウは、実転送時間の開始時点で定義される。従って、フレームに誤りがなければフレーム送信毎にウィンドウが更新されるが、誤りがあるとそのフレームが正しく送信されるまで更新されない。ウィンドウの更新例と実転送時間の関係を図 3.9 に示す。図 3.9 は、 $M = 4$  の場合の LAP-X によるフレーム送信の例を示しており、図中の  $I_x, RR_y, REJ_y$  の  $x$  と  $y$  はそれぞれ送信順序番号、受信順序番号を表す。また、ON はターンオンシーケンス (送信権の獲得)、OFF はターンオフシーケンス (送信権の放棄) を表す。図 3.9 では、まず送信側は、ターンオンシーケンスにより送信権を獲得して I フレームを 3 つ連続して送信し、この後、ターンオフシーケンスにより送信権を放棄する。受信側は、I フレームの受信を行

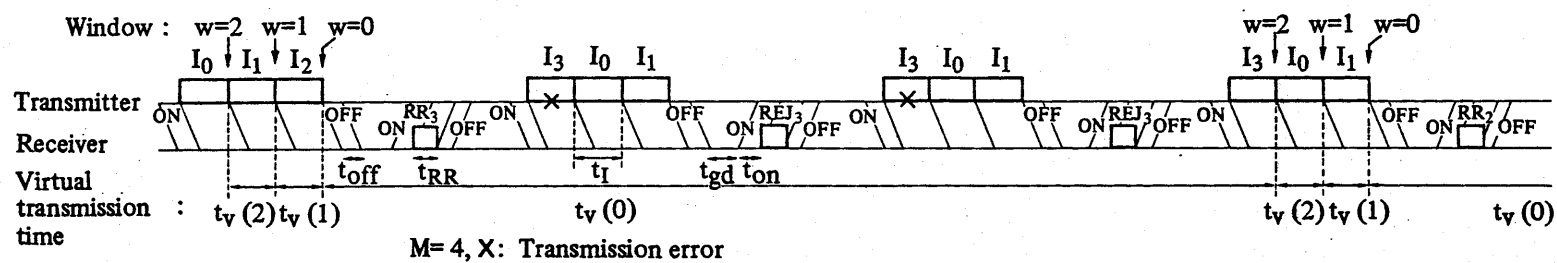


図 3.9: LAP-X によるフレーム送信の例



い、誤りチェックにより正しく受信されたことを知ると、送信側が送信権を放棄した後、ターンオンシーケンスにより送信権を獲得し、RR フレームを送信する。その後、受信側は送信権を放棄する。次に、送信側は、送信権の獲得後、新しく発生した I フレームを 3 つ連続して送信する。このうち、最初の I フレーム ( $I_3$ ) に伝送誤りが起きるものとする。受信側でこの誤りを検出すると、REJ フレームを送信して、 $I_3$  フレームからの再送を要求する。送信側は、REJ フレームの受信により、 $I_3$  フレーム送信に誤りがあったことを知り、 $I_3$  フレームからの再送を行う。図 3.9 では、この再送も再び伝送誤りとなり、その次の再送によって正しく受信されている。この図から、ウィンドウと実転送時間は一対一に対応していることが分かる。

ウィンドウの値を状態変数にとると、ウィンドウは確率過程を構成する。誤りなく送信された I フレームの送信完了時点において、ウィンドウが  $w$  である確率を  $\phi(w)$  とし、その実転送時間を  $t_v(w)$  とすると、 $t_v$  は次式で与えられる。

$$t_v = \sum_{w=0}^{M-2} \phi(w) t_v(w) \quad (3.7)$$

ウィンドウの状態遷移図 [Bux 80] から、次式を得る。

$$\phi(w) = (1 - P_B) \phi(w + 1) \quad \text{for } w = 0, \dots, M - 3 \quad (3.8)$$

$$\sum_{w=0}^{M-2} \phi(w) = 1 \quad (3.9)$$

上式より、 $\phi(w)$  が以下のように求められる。

$$\phi(w) = \frac{P_B(1 - P_B)^{M-2-w}}{1 - (1 - P_B)^{M-1}} \quad (3.10)$$

I フレームに誤りがないとした場合の実転送時間を  $T_0(w)$  とすれば、これは次式となる。

$$T_0(w) = \begin{cases} t_I + t_d & \text{for } w = 0 \\ t_I & \text{for } w = 1, 2, \dots, M - 2 \end{cases} \quad (3.11)$$

上式にて、 $t_I$  は、I フレームの送信時間であり、 $t_I = L/C$  である。 $t_d$  は、送信権を放棄してから、再び送信権を得て I フレームを送信するまでの時間であり、次式で与えられる。

$$t_d = t_{RR} + 2(t_{on} + t_{off} + t_{gd}) \quad (3.12)$$

但し、 $t_{RR}$  は、RR フレームまたは REJ フレームの送信時間であり、 $t_{RR} = I_{RR}/C$  である。

I フレームに誤りが生じる場合には、一つの I フレームの送信間隔は、図 3.9 から分かるように最初とそれ以降で異なる。即ち、最初は、ウィンドウ位置に依存するが、それ以降は送信権獲得後最初に送信されるため送信間隔は一定となる。最初の送信間隔を  $T_1(w)$  とし、それ以降を  $t_2$  とする。これらの導出に当たっては、簡単のため、I フレームが 2 フレーム連続して誤ることはないとして近似すると、まず  $t_2$  は次式となる。

$$t_2 = (M - 2)t_I + t_d + t_I = (M - 1)t_I + t_d \quad (3.13)$$

$T_1(w)$  は次のようになる。

$$T_1(w) = \begin{cases} (M - 2)t_I + t_d + t_I = (M - 1)t_I + t_d & \text{for } w = 0 \\ t_d + (M - 2)t_I + t_d + t_I = (M - 1)t_I + 2t_d & \text{for } w = 1 \\ (w - 1)t_I + t_d + t_I = wt_I + t_d & \text{for } w = 2, 3, \dots, M - 2 \end{cases} \quad (3.14)$$

表 3.3: ターンオンシーケンス時間

エコー保護	トレーニング	通信速度	
		4800 b/s	2400 b/s
有	ショート	265 ms	281 ms
	ロング	923 ms	1158 ms
無	ショート	50 ms	66 ms
	ロング	708 ms	943 ms

$t_v(w)$  は,  $T_0(w)$ ,  $T_1(w)$ ,  $t_2$  を用いて次のように表せる.

$$\begin{aligned}
 t_v(w) &= T_0(w) + P_B T_1(w) + \sum_{n=2}^{\infty} (n-1) P_B^n (1 - P_B) t_2 \\
 &= T_0(w) + P_B T_1(w) + \frac{P_B^2 t_2}{1 - P_B}
 \end{aligned} \tag{3.15}$$

以上より,  $t_v$  を求めることができる.

### 3.4.2 両方向通信の場合

片方向通信の場合との違いは, 送信権を放棄してから, 再び送信権を得て I フレームの送信を開始するまでの時間  $t_d$  に, 逆方向に送信される I フレームの送信時間が含まれる点にある. 従って, 片方向通信の場合の評価式において,  $t_d$  を次式で置き換えることにより両方向の場合の評価式を得る (制御の簡単のため, 受信確認は, 仮定 (A4) に示すように, I フレームではなく, RR フレームで行うようにしている).

$$t_d = (M - 1)t_I + 2(t_{RR} + t_{on} + t_{off} + t_{gd}) \tag{3.16}$$

但し, 片方向通信の場合の最大スループット式では片方向分のスループットしか含まれていないため, 両方向の最大スループットは, 次のように片方向通信の場合の最大スループットを 2 倍する必要がある.

$$T_{max} = 2I_{SSDU} / (N_{TDT} t_v) \tag{3.17}$$

## 3.5 数値例と考察

以下の数値例では, 図 3.4 から各レイヤのヘッダ長を  $I_S = 7$  バイト (Byte),  $I_T = 3$  Byte,  $I_N = 2$  Byte,  $I_D = 6$  Byte (各フレームには前後に 1 Byte ずつのフラグが付加されるものとする) とし, RR フレームと REJ フレームの長さを  $I_{RR} = 6$  Byte とする. また, モデム機能 (通信速度, 話者エコー保護の有無, トレーニング信号の長短) の違いによるターンオンシーケンス時間  $t_{on}$  については, モデム特性として文献 [Yuse83] に規定されており, これを表 3.3 に示す. 一方, ターンオフシーケンス時間と信号間のガード時間は, モデム機能によらず一定であり,  $t_{off} = 10\text{ms}^2$ ,  $t_{gd} = 75\text{ms}$  とする.

<sup>2</sup> ターンオフシーケンス時間は, 文献 [Yuse83] では  $25\text{ms} \sim 30\text{ms}$  となっているが, ターンオンシーケンス時間ほど厳密に取る必要はないため, 本章では  $10\text{ms}$  としている.

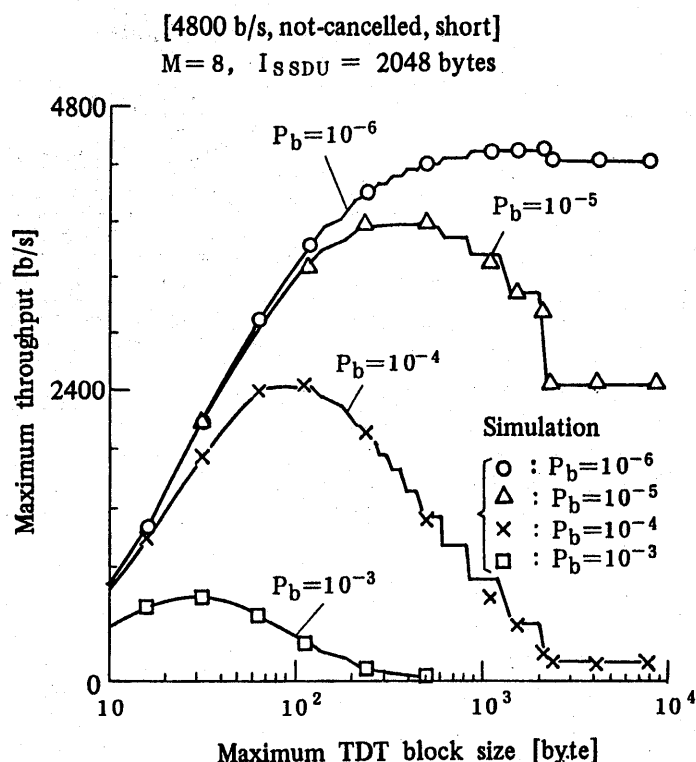


図 3.10: 最大スループットと最大 TDT ブロック長との関係

以下、モデム機能については、通信速度 4800b/s または 2400b/s、話者エコー保護の有無、トレーニング信号の長短の組み合わせを [4800b/s or 2400b/s, cancelled or not-cancelled, long or short] と表すことにする。例えば、通信速度 4800b/s、話者エコー保護無し、ショートトレーニングの場合は、[4800b/s, not-cancelled, short] と表す。

### 3.5.1 片方向通信の場合

まず、最大 TDT ブロック長  $I_{TDT}$  が最大スループットに及ぼす影響を調べるため、モデム機能として [4800b/s, not-cancelled, short] を選択し、 $M = 8$ ,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte とし、回線のビット誤り率  $P_b$  をパラメータとしたときの  $I_{TDT}$  に対する最大スループットを図 3.10 に示す。図 3.10 には、解析の際に行ったフレームの誤り確率の近似の妥当性を示すため、10000 フレーム送信分のシミュレーション (simulation) 結果も示している。シミュレーション結果は理論値とよく一致しており、良い近似となっていることが分かる。

図 3.10 から、最適な最大 TDT ブロック長が存在し、これは  $P_b$  が大きい程小さくなることが分かる。また、 $I_{TDT}$  の変化に対して最大スループットが不連続的に変化している。このように不連続的に変化するのは、最大 TDT ブロック長に満たない TDT が作成されるためである。更に、 $I_{TDT}$  が 2059 Byte 以上になると、最大スループットは一定となっている。これは、一つの SSDU が一つの TDT として送信されるためである。

次に、SSDU 長  $I_{SSDU}$  が最大スループットに及ぼす影響を調べるため、モデム機能として [4800b/not-cancelled, short] を選択し、また  $M = 8$ ,  $I_{TDT} = 128$  Byte とし、 $P_b$  をパラメータとしたと

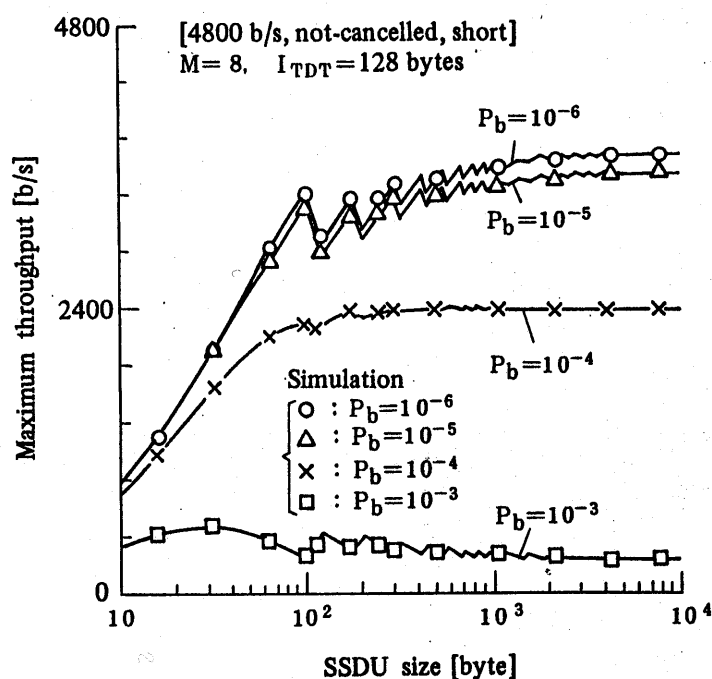


図 3.11: 最大スループットと SSDU 長との関係

きの  $I_{SSDU}$  に対する最大スループットを図 3.11 に示す. 図 3.11 にも 10000 フレーム送信分のシミュレーション結果を示しており, 理論値とよく一致している. この図から,  $I_{SSDU}$  を無限大にすると最大スループットはある値に収束し,  $I_{SSDU}$  をあまり小さく取り過ぎないようにすれば最大スループットは大きく劣下しないことが分かる. このように最大スループットがある値に収束するのは,  $I_{SSDU}$  が無限大になると, 作成される TDT の長さが全て  $I_{TDT}$  になるからである. また, 図 3.10 との比較から, SSDU 長の選択は, 最大 TDT ブロック長の選択に比べると, それほど厳しくないことが分かる. 更に, 図 3.11 では, 図 3.10 と同様に  $I_{SSDU}$  の変化に対して最大スループットが不連続的に変化している. これも図 3.10 と同様の理由による. 図 3.11 の  $P_b = 10^{-3}$  の場合に SSDU 長に最適値が存在するようになっているのは,  $I_{TDT}$  の最適値が 128 Byte よりも小さいためである.

最大 TDT ブロック長はプロトコル上 128, 256, 512, 1024, 2048 Byte のいずれかに決定されるのに対し, SSDU 長は自由に選択可能である. 従って, 図 3.10 より SSDU 長を大きめに設定しておき, 回線のビット誤り率から最大 TDT ブロック長が決定されれば, 図 3.11 より SSDU 長を決定することができる. 例えば,  $P_b = 10^{-4}$  のとき, 図 3.10 から最大 TDT ブロック長は  $I_{TDT} = 100$  Byte 程度が最適になるため, 最大 TDT ブロック長を 128 Byte に選択する. 図 3.11 より SSDU 長は  $I_{SSDU} = 500\text{B} \sim 1\text{K Byte}$  程度に選択すれば十分である.

更に, データリンクレイヤの最大連続送信フレーム数が最大スループットに及ぼす影響を調べるため, モジュラス  $M$  をパラメータとしたときの  $P_b$  に対する最大スループットを図 3.12 に示す. 図 3.12 では, モデム機能を [4800b/s, not-cancelled, short] とし,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte,  $I_{TDT} = 128$  Byte としており, 図中の  $M = 2, 4, 6, 8$  は, それぞれ最大連続送信フレーム数 1, 3, 5, 7 に相当する. この図より最適な最大連続送信フレーム数が存在することが分かる.

最後に, モデム機能の違いが最大スループットに及ぼす影響を調べるため, モデム機能を変化さ

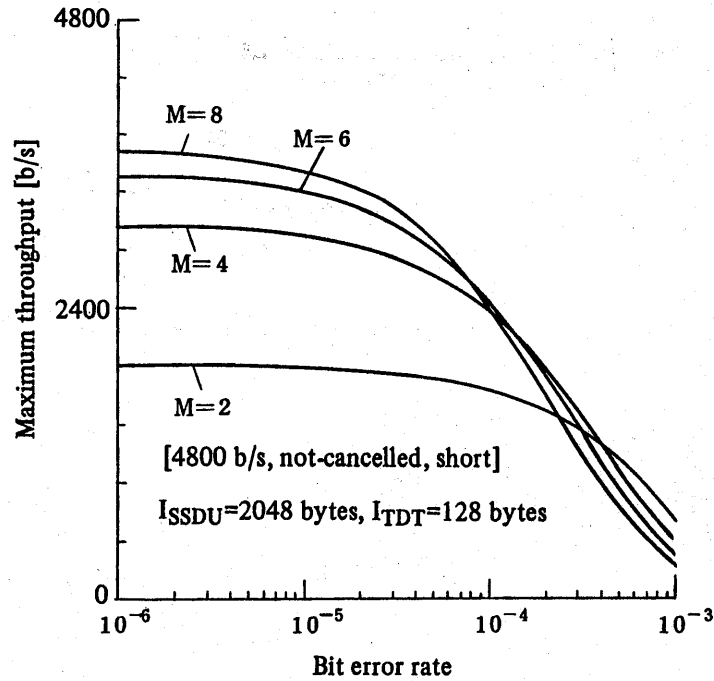


図 3.12: 最大連続送信フレーム数の影響

せたときの  $P_b$  に対する最大スループットを図 3.13 に示す. 図 3.13 では,  $M = 8$ ,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte,  $I_{TDT} = 128$  Byte, 256 Byte としている. 図 3.13 より,  $P_b$  が  $10^{-5}$  程度よりも大きくなると最大スループットは大きく劣下する. また,  $P_b = 0$  とした場合の最大スループットの最大値は,  $I_{TDT} = 128$  Byte のとき 3710b/s,  $I_{TDT} = 256$  Byte のとき 4148b/s である. 従って, 3700b/s ~ 4100b/s 程度の最大スループットが得られることが分かる. この結果は, 文献 [Fuku87] の実験結果 (3500b/s ~ 4200b/s) とほぼ一致する. 文献 [Fuku87] がパソコン間のスループットを扱っているのに対し, 本章は JUST-PC アダプタ間を扱っているため, 本章の結果の方が文献 [Fuku87] よりも大きい最大スループットが得られるはずである. しかし, 本章の方が文献 [Fuku87] よりも最大スループットが若干小さくなっている. これは, 信号間のガード時間等の違いから生じるものと考えられる. JUST-PC 手順のスループットがこのように 4800b/s と比べて小さいのは, 図 3.13 においてモデム機能が大きく性能に影響を及ぼしていることから推察されるように, ターンオンシーケンス時間や信号間のガード時間が大きいためである.

JUST-PC アダプタ間のモデム機能の選択は回線の品質に応じて選択されるものであり, 選択されるモデム機能によって回線のビット誤り率が異なってくる (例えば, 同一回線を 4800b/s で使用するよりも 2400b/s で使用する方が回線のビット誤り率が小さい). 従って, 回線のビット誤り率によって最適なモデム機能が存在することになり, その選択は図 3.13 から決定することができる. JUST-PC 手順では, モデムフォールバック手順により, 最適なモデム機能を選択しようとする.

### 3.5.2 両方向通信の場合

$M = 8$ ,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte,  $I_{TDT} = 128$  Byte とした場合のモデム機能の違いが最大スループットに及ぼす影響を図 3.14 に示す. この場合,  $P_b = 0$  としたときの最大スループットの最大値

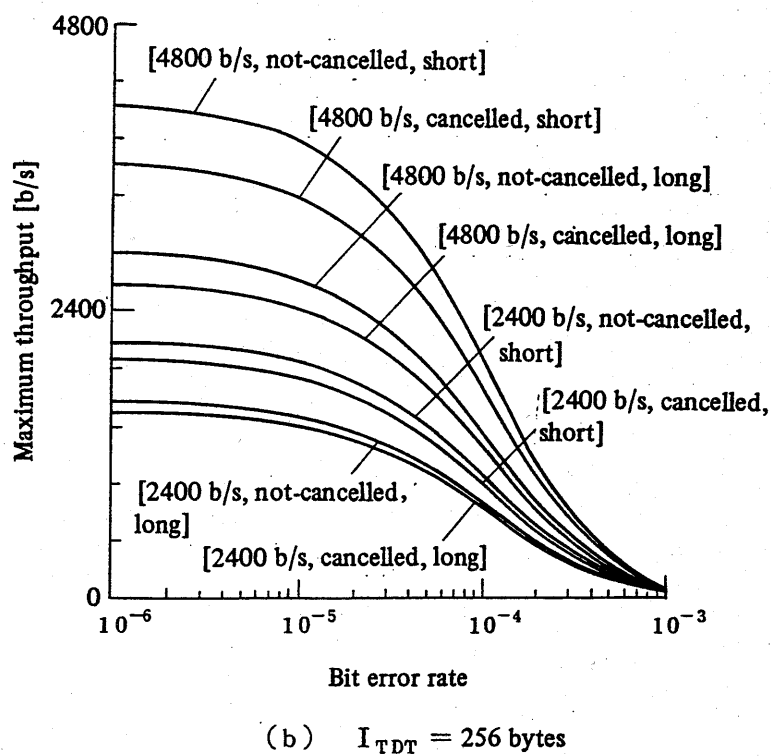
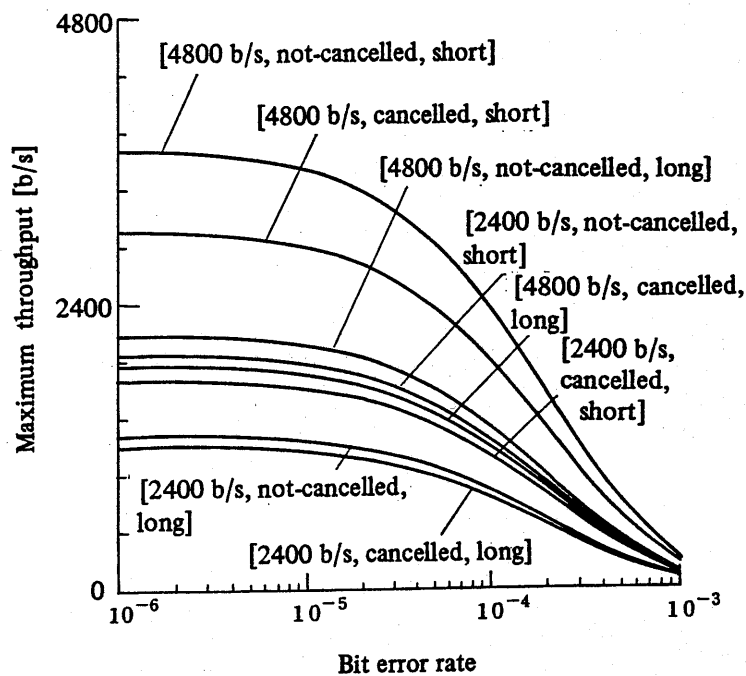


図 3.13: モデム機能の違いの影響 ( $M = 8$ ,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte)

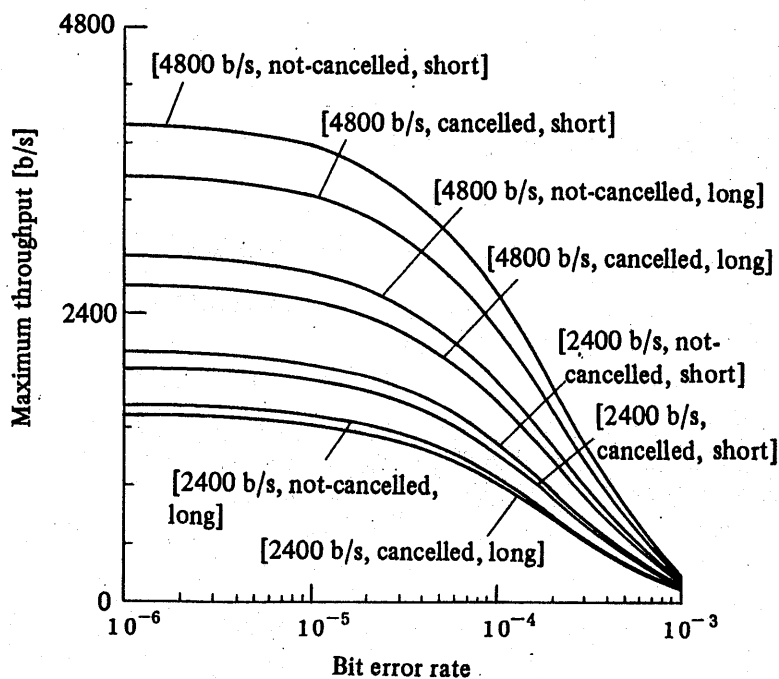


図 3.14: モデム機能の違いの影響 (両方向:  $M = 8$ ,  $I_{SSDU} = 2048$  Byte,  $I_{TDT} = 128$  Byte)

は 4007b/s である. なお, 両方向通信の場合にも片方向通信の場合と同様のことが言える.

### 3.6 むすび

本章では, OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ, その理論解析を行い, 最大スループットの評価式を導出し, データブロック長や最大連続送信フレーム数等のパラメータ値の決定方法を明かとした. また, これらのパラメータ, 回線のビット誤り率, モデム機能の違い等が最大スループットに及ぼす影響について考察し, 以下の結論を得た.

- (1) 最大スループットは 3700b/s ~ 4100b/s 程度である.
- (2) 最大 TDT ブロック長と最大連続送信フレーム数には最適値が存在する.
- (3) 最大 TDT ブロック長の選択は SSDU 長の選択よりも厳密に行う必要がある.
- (4) 最大 TDT ブロック長と SSDU 長の変化に対して, 最大スループットが不連続的に変化する.

今後は, スループット-平均遅延特性について解析を行うことが必要である. 本章では JUST-PC アダプタ間のスループットだけを扱ったが, JUST-PC アダプタを介した 2 つのパソコン間については今後の課題である. また, セッションレイヤの通信モードとして, オプション機能ではあるが, 半 2 重を選択した場合の性能について評価することも課題として挙げられる. 更に, OSI プロトコルとして, JUST-PC 手順だけでなく, 他のプロトコルについても理論解析を行うことが要求される.

## 第 4 章

### 適応型誤り制御方式の提案とスループット解析

#### 4.1 半 2 重適応型 ARQ 方式

##### 4.1.1 まえがき

電話回線等を利用し、高速でデータ通信を行う要求が高まっている。高速通信ほど回線のビット誤り率が大きくなるため、いかに効率良く誤り制御を行うかが重大な問題となる。誤り制御方式の一つに ARQ (Automatic Repeat Request) 方式があり、これまでに多くの方式が提案され、その理論解析が行われている [Sast75], [Morr78], [Tows79a,b], [Lin 80, 82], [Yu 81], [Mill81], [Weld82], [Iisa82], [Moen84], [Anag86], [Brun86]. 代表的なものに、Stop & Wait (SW) 方式、Go-Back-N (GBN) 方式、Selective Repeat (SR) 方式がある。他の方式は、これら 3 つの方式を組み合わせたり、修正や改良を加えたものと考えることができる。

しかし、多くの方式は、性能を左右する連続送信データブロック数やデータブロック長等のパラメータが固定であるため、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質があらかじめ予想できないような場合には、スループットが大きく劣下する可能性がある。これを避けるためには、何らかの手法により、制御方式を可変とする必要がある。この種の方式の代表的なものに文献 [Weld82] の方式がある。この方式は、SR 方式において伝送誤りの有無によって同一データブロックの繰り返し送信回数を変化させている。

本章では、この種の回線品質に適応する ARQ (適応型 ARQ) 方式を提案する。この方式は、文献 [Weld82] とは異なり、連続送信データブロック数とデータブロック長をビット誤り率に応じて動的に変更するものである。これは、半 2 重 HDLC 手順等の半 2 重伝送制御方式ではビット誤り率によって最適な最大連続データブロック数及びデータブロック長が存在し、その選択はスループット特性に大きく影響を及ぼすという結果 [Ishi87] に基づいている。本節では、この適応制御を半 2 重回線を使用する GBN 方式、SR 方式に適用し、そのスループット特性の解析を行う。なお、これらの適応型 ARQ 方式をそれぞれ適応型 GBN 方式、適応型 SR 方式と呼ぶ。

本節で半 2 重回線を使用する場合を扱うのは、一般に、半 2 重モデムの方が全 2 重モデムよりも安価であるためである。特に、V.27ter モデムのような 2400bit/s または 4800b/s のモデムは、G3 ファクシミリでも用いられているため、安価に入手可能である。半 2 重モデムを使用する場合には、レイヤ 2 プロトコルとして半 2 重伝送方式を採用した方が効率が良い。実際、CCITT の T.70 勧告や JUST-PC では、レイヤ 2 プロトコルとして LAP-X (半 2 重 HDLC) が採用されている。これら T.70 や JUST-PC は、パソコンのためのメッセージ通信システム (MHS : Message Handling



System) へのアクセスプロトコルとしても採用されている。一方, GBN 方式や SR 方式等は, これまでに全 2 重回線を使用するとして考えられてきているが, もちろん, 半 2 重回線を使用する場合にも適用可能である。しかし, 文献 [Mill81], [Brun86] 等において全 2 重の場合に得られている相互の定量的な関係が半 2 重の場合にそのまま当てはまるとは限らない。そこで, 本節では, 提案方式の他, 半 2 重回線を使用する GBN 方式と SR 方式についてスループット特性の評価式を求め, 相互の定量的な関係を明かすると共に, 適応型 ARQ 方式の有効性を示す。

以下では, まず 4.1.2 で適応型 GBN 方式, 適応型 SR 方式の制御方式について説明し, 4.1.3 で解析の前提条件や仮定を明確にする。4.1.4 では, 適応型 GBN 方式と適応型 SR 方式のスループット特性の解析を行う。これらの解析結果から GBN 方式と SR 方式のスループットの評価式を得て, 4.1.5 で各方式のパラメータのスループット特性に及ぼす影響を考察すると共に, 性能比較を行う。

## 4.1.2 制御方式

半 2 重回線を使用した GBN 方式, SR 方式において, 連続送信するデータブロック数又はデータブロック長を回線品質に応じて動的に変更する適応型 GBN 方式と適応型 SR 方式について説明する。

### (1) 適応型 GBN 方式

GBN 方式では, 送信権を獲得した局 (transmitter) は複数個のデータブロックを連続送信する。この後, 送信権を放棄し, 相手局 (receiver) に送信権を渡す。相手局は受信したデータブロックのチェックを行い, 全てのデータブロックに誤りがなければ肯定応答 (ACK) を返送し, 誤りがあれば否定応答 (NACK) を返送する。NACK を受信すると, 最初に誤ったデータブロックから再送を行う。これを実現するため, データブロックには, 送信順序番号を示すシーケンス番号と誤り検出符号が付加されており, 伝送誤りはこの誤り検出符号により検出される。シーケンス番号がモジュラス  $M$  の整数値とすると, 受信確認を得ることなく連続送信可能なデータブロック数の最大値は  $(M - 1)$  となる。

適応型 GBN 方式では,  $j(j \geq 1)$  番目の送信権獲得状態において長さが  $L(j)$  のデータブロックを  $M(j)$  個連続送信する。これらのデータブロックの全てが誤りなく受信されたら, 次の  $(j + 1)$  番目の送信権獲得状態では  $L(j + 1) \geq L(j)$  または  $M(j + 1) \geq M(j)$  とする。そうでなければ,  $L(j + 1) \leq L(j)$  または  $M(j + 1) \leq M(j)$  とする。但し,  $L(j + 1)$  または  $M(j + 1)$  のうち, 少なくともいずれか一方はこの規則に従うが, 他方は従わなくても良いものとする。

本節では,  $L(j + 1)$  及び  $M(j + 1)$  の決定方法として, 制御が簡単な以下の方式を採用することとする。以下の説明を簡単とするため, 送信権を獲得し, データブロックの送信が可能となってから, 再び送信権を獲得し, データブロックの送信が可能となるまでの区間をステージ (stage) と呼び, 各ステージを連続送信データブロック数とデータブロック長によって分類する。

[ステージ 0]: 長さが  $L(0)$  のデータブロックを  $M(0)$  個連続送信する。全てのデータブロックが誤りなく受信されれば, ステージ 0 に留まる。一つでも誤りがあれば, ステージ 1 へ進む。

[ステージ  $i$ ]: 長さが  $L(i)$  のデータブロックを  $M(i)$  個連続送信する。全てのデータブロックが誤りなく受信されれば, ステージ  $(i - 1)$  へ進む。一つでも誤りがあれば, ステージ  $(i + 1)$  へ進む。但

し、 $i$  は  $1 \leq i \leq K-2$  とする。

[ステージ ( $K-1$ )]: 長さが  $L(K-1)$  のデータブロックを  $M(K-1)$  個連続送信する。このデータブロックが誤りなく受信されれば、ステージ ( $K-2$ ) へ進む。一つでも誤りがあれば、ステージ ( $K-1$ ) に留まる。

但し、 $L(i) \geq 1$ ,  $(M-1) \geq M(i) \geq 1$  とする。

以上からも分かるように、適応型 GBN 方式を用いる局は、GBN 方式を用いる局とも通信を行うことが可能である (もちろん、適応型 GBN 方式の最大連続送信データブロック数と最大データブロック長を、GBN 方式の連続送信データブロック数とデータブロック長に一致させることが必要である。これにより、GBN 方式を用いる局には何等変更を要しない)。

## (2) 適応型 SR 方式

SR 方式と GBN 方式との違いは、NACK を受信したとき、GBN 方式では最初に誤ったデータブロックから誤りなく受信されたデータブロックも含めて再送するのに対し、SR 方式では誤りのあったデータブロックだけを再送する点にある。SR 方式では、ACK/NACK は一つのデータブロックにまとめて返送されるものとし、NACK は返送されるべきデータブロックのシーケンス番号を含む。本節では、モジュラスを無限大とし、送信権を得たときの連続送信データブロック数を  $(M-1)$  とする。但し、他方式との比較のため、 $M$  はモジュラスと呼ぶ。

適応型 SR 方式における適応制御方法は適応型 GBN 方式と同様であり、 $L(j+1)$  及び  $M(j+1)$  の決定方法も適応型 GBN 方式と同一の方式を採用することとする。

適応型 GBN 方式の場合と同様に、適応型 SR 方式を用いる局は、SR 方式を用いる局とも通信を行うことが可能である。

### 4.1.3 前提と仮定

システム内には2つの局が存在し、これらは半2重回線を用いてデータブロックの送受信を行い、データブロックは片方向にのみ送信されるものとする。

後の解析は以下の仮定の下で行う。

(A1) 回線の通信速度を  $C$  b/s とする。

(A2) モジュラスを  $M$  とする。

(A3) データブロックはヘッダとデータ部から構成され、ヘッダ長を  $H$  ビットとする。

(A4) ACK と NACK の長さは一定で、その伝送時間を  $t_s$  秒とする。

(A5) 回線のビット誤り率を  $P_b$  とし、各ビットは確率  $P_b$  で独立に誤るものとする。

(A6) ACK と NACK の誤りはないものとする。

(A7) 回線の伝搬遅延時間を  $t_p$  秒とする。

(A8) 送信権獲得時間 (ターンオンシーケンス時間) と送信権放棄時間 (ターンオフシーケンス時間) をそれぞれ  $t_{on}$ ,  $t_{off}$  秒とする。

(A9) 送信局は常に送信すべきデータブロックを有する。

本節で扱う評価尺度であるスループットは、仮定 (A9) の下で単位時間当りに転送されるデータ部の平均ビット数を通信速度  $C$  で割ったものと定義する。

#### 4.1.4 スループット解析

##### (1) 適応型 GBN 方式

システムの時間軸は、最も小さいデータブロックの伝送時間  $(L(K-1)+H)/C$  でスロット化されているとする。このとき、送信権を放棄してから、送信権を獲得してデータブロックの連続送信が可能となるまでのスロット数 (送信不可時間をデータブロック伝送時間で割ったもの) を  $S$  とすると、これは次式で与えられる。

$$S = \frac{t_s + 2(t_{on} + t_{off} + t_p)}{(L(K-1) + H)/C} \quad (4.1)$$

スロットの長さが最も小さいデータブロックの伝送時間となっているため、最も小さいデータブロック以外のデータブロックは一個以上のスロットに渡って送信されることになる。ステージ  $i$  におけるこのスロット数を  $N(i)$  ( $0 \leq i \leq K-1$ ) で表すと、これは次式となる。

$$N(i) = \frac{L(i) + H}{L(K-1) + H} \quad (4.2)$$

データブロックは、スロットの開始時点でのみ送信開始されるものとする。このとき、 $S$  及び  $N(i)$  が 0 以上の整数の場合には、システムの状態がスロットの開始時点でのみ遷移すると考えても一般性を失わない。しかし、通常、 $S$  と  $N(i)$  は整数値とはならず、0 以上の実数となる。このような  $S$  と  $N(i)$  に対しても本節で得られる結果は適用可能である。これは、後で示すように本節で得られる評価式がスロット長に依存しないため、 $S$  及び  $N(i)$  が整数値となるようにスロット長を十分小さく取ることにより得られる結果が本節の結果と一致することからも示される [Ishi89a]。

システムの取り得る状態をスロットの開始時点で定義すると、システムは以下に示す異なった状態のいずれかを取り得る。なお、説明を簡単にするため、スロットの開始時点で連続送信可能なデータブロック数をウィンドウサイズと呼ぶことにする。

(a)  $T_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、そのスロット及びそれ以前のスロットでのデータブロック送信に誤りがなく、ウィンドウサイズが  $j$  のスロットで送信を開始し、そのスロットの開始時点から  $l$  スロット後にデータブロック送信を完了する状態。

(b)  $F_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、そのスロットまたはそれ以前のスロットでのデータブロック送信に誤りがあり、ウィンドウサイズが  $j$  のスロットで送信を開始し、そのスロットの開始時点から  $l$  スロット後にデータブロック送信を完了する状態。

(c)  $D_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ )

ステージ  $i$  で、そのスロットの開始時点から  $j$  スロット後にデータブロックの連続送信に誤りがなかったことを確認し、送信可能となる状態。

(d)  $B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ )

ステージ  $i$  で、そのスロットの開始時点から  $j$  スロット後にデータブロック送信に誤りがあったことを確認し、送信可能となる状態。

$T_{i,j,l}$  及び  $F_{i,j,l}$  モードはそれぞれ単に  $T_{i,j}$ ,  $F_{i,j}$  モードと呼ぶこともある。

本方式によるデータブロック送信の一例を図 4.1 に示す. 図 4.1 では,  $M = 4, K = 2, M(0) = 3, M(1) = 2, L(0) + H = 2(L(1) + H)$  としている. システムは最初にステージ 0 にあり, 第 3 番目のデータブロックに伝送誤りが生じる. その結果として, 次にステージ 1 に入り, 長さが半分のデータブロックを 2 個連続送信する. 更に, 第 1 番目のデータブロックに伝送誤りが生じ, 次のステージでもステージ 1 に留まる. そして, ステージ 1 でデータブロックが誤りなく受信され, ステージ 0 に戻る. このシステムの振舞いを上記の状態に記述すると, 次のようになる. 最初に  $T_{0,3,2}$  モードにあったシステムは, 次のスロットで  $T_{0,3,1}$  モードに入った後,  $T_{0,2,2}$  モードに遷移する.  $T_{0,2,2}$  モードからは, 2 スロット後に  $F_{0,1,2}$  モードに遷移し,  $F_{0,1,1}$  モードを経由して  $B_{0,3}$  モードに入る. 3 スロット後には  $F_{1,2,1}$  モードに入り, 更に 2 スロット後に  $B_{1,3}$  モードに遷移する. そして, 3 スロット後に  $T_{1,2,1}$  モードに遷移する.  $T_{1,2,1}$  モードからは, 次のスロットで  $T_{1,1,1}$  モードに入り, 2 スロット後に  $T_{0,3,2}$  モードに戻る.

長さが  $L(i)$  のデータスロットが誤る確率  $P_B(i)$  は, 次式で与えられる.

$$P_B(i) = 1 - (1 - P_b)^{L(i)+H} \quad (4.3)$$

システムの状態遷移図を図 4.2 に示す. 図 4.2 において, システムが  $D_{0,1}$  モードにあるとすると, 確率  $1 - P_B, P_B$  でそれぞれ  $T_{0,M(0)}, F_{0,M(0)}$  モードに入る.  $T_{0,M(0)}$  モードからは,  $N(i)$  スロット後に確率  $1 - P_B(0), P_B(0)$  でそれぞれ  $T_{0,M(0)-1}, F_{0,M(0)-1}$  モードに入る. 一方,  $F_{0,M(0)}$  モードからは,  $N(i)$  スロット後に確率 1 で  $F_{0,M-2}$  モードに入る. 従って,  $T_{0,M(0)}, F_{0,M(0)}$  モードからは  $M(0)N(0)$  スロット後に  $D_{0,S}$  又は  $B_{0,S}$  モードに入る.  $D_{0,S}$  モードからは,  $S$  スロット後に確率  $1 - P_B(0), P_B(0)$  でそれぞれ  $T_{0,M(0)}, F_{0,M(0)}$  モードに入る.  $B_{0,S}$  モードからは,  $S$  スロット後に確率  $1 - P_B(1), P_B(1)$  でそれぞれ  $T_{1,M(1)}, F_{1,M(1)}$  モードに入る. 以下同様に, スロット毎に各モード間を遷移する. システムが  $F_{K-1,M(K-1)}$  モードに入ると,  $M(K-1)N(i)$  スロット後に確率 1 で  $B_{K-1,S}$  モードに入り, 更に  $S$  スロット後には確率  $1 - P_B(K-1), P_B(K-1)$  でそれぞれ  $T_{K-1,M(K-1)}, F_{K-1,M(K-1)}$  モードに入る.

図 4.2 において, システムが  $T_{i,j,l}, F_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ ) にある確率をそれぞれ  $n_{i,j,l}, m_{i,j,l}$  とし,  $D_{i,j}, B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ ) にある確率をそれぞれ  $d_{i,j}, b_{i,j}$  とすると, 定常状態では以下の式が成立する.

$$\sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^{M(i)} \sum_{l=1}^{N(i)} (n_{i,j,l} + m_{i,j,l}) + \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^S (d_{i,j} + b_{i,j}) = 1 \quad (4.4)$$

$$n_{i,j,1} = n_{i,j,2} = \cdots = n_{i,j,N(i)} \equiv n_{i,j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) \quad (4.5)$$

$$m_{i,j,1} = m_{i,j,2} = \cdots = m_{i,j,N(i)} \equiv m_{i,j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) \quad (4.6)$$

$$d_{i,1} = d_{i,2} = \cdots = d_{i,S} = n_{i,1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.7)$$

$$b_{i,1} = b_{i,2} = \cdots = b_{i,S} = m_{i,1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.8)$$

$$n_{i,j} = (1 - P_B(i))n_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) - 1 \quad (4.9)$$

$$n_{i,M(i)} = (1 - P_B(i))(b_{i-1,1} + d_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.10)$$

$$n_{K-1,M(K-1)} = (1 - P_B(K-1))(b_{K-2,1} + b_{K-1,1}) \quad (4.11)$$

$$m_{i,j} = P_B(i)n_{i,j+1} + m_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) - 1 \quad (4.12)$$

$M=4, K=2, M(0)=3, M(1)=2, L(0)+H=2\{L(1)+H\}$ , X:error, ON:turn on, OFF:turn off

図 4.1: 半 2 重適応型 GBN 方式におけるデータブロック送信の一例

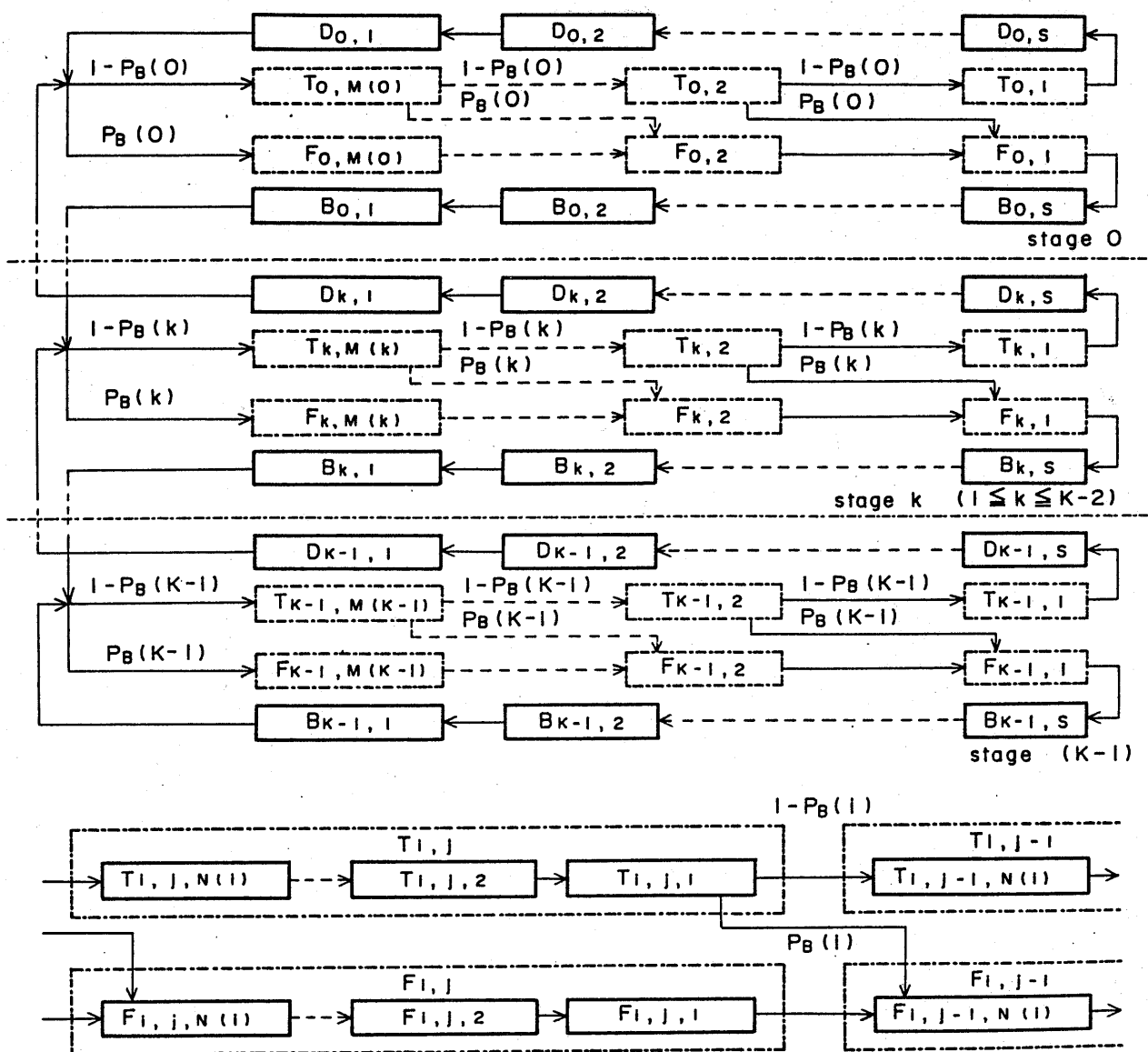


図 4.2: 半2重適応型 GBN 方式の状態遷移図

$$m_{i,M(i)} = P_B(i)(b_{i-1,1} + d_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.13)$$

$$m_{0,M(0)} = P_B(0)(d_{0,1} + d_{1,1}) \quad (4.14)$$

$$m_{K-1,M(K-1)} = P_B(K-1)(b_{K-2,1} + b_{K-1,1}) \quad (4.15)$$

但し、上式にて“ $\equiv$ ”は定義を意味する。式(4.4)は、確率1でシステムが  $T_{i,j,l}$ ,  $F_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ ), または  $D_{i,j}$ ,  $B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ ) のいずれかのモードにあることから得られる。式(4.5)と(4.6)は、それぞれ  $T_{i,j,l}$  モード ( $1 \leq l \leq N(i)$ ) における入出力フローが等しいことから得られる。式(4.7)と(4.8)は、それぞれ  $D_{i,j}$ ,  $B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ ) における入出力フローが等しいことから得られる。式(4.9)～(4.11)は、それぞれ  $T_{i,j}$  ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1$ ),  $T_{i,M(i)}$  ( $1 \leq i \leq K-2$ ),  $T_{K-1,M(K-1)}$  モードにおける入出力フローが等しいことから得られる。式(4.12)～(4.15)はそれぞれ  $F_{i,j}$  ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1$ ),  $F_{i,M(i)}$  ( $1 \leq i \leq K-2$ ),  $F_{0,M(0)}$ ,  $F_{K-1,M(K-1)}$  モードにおける入出力フローが等しいことから得られる。 $T_{0,M(0)}$  モードに関する式は、式(4.4)～(4.15)からも得られるため、明記していない。

スループット  $T_{AGB}$  は、次のようにシステムが  $T_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ ) にある確率にデータブロックのデータ部の占める比率をかけることにより得られる。

$$T_{AGB} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} \sum_{j=1}^{M(i)} \sum_{l=1}^{N(i)} n_{i,j,l} \quad (4.16)$$

以上の式を整理すると、最終的に次式が得られる。

$$\sum_{i=0}^{K-1} (M(i)N(i) + S) \frac{n_{i,M(i)}}{1 - P_B(i)} = 1 \quad (4.17)$$

$$n_{i,M(i)} = \frac{1 - (1 - P_B(i-1))^{M(i-1)}}{(1 - P_B(i-1))(1 - P_B(i))^{M(i)-1}} n_{i-1,M(i-1)} \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-1 \quad (4.18)$$

$$T_{AGB} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} N(i) \{1 - (1 - P_B(i))^{M(i)}\} n_{i,M(i)} / P_B(i) \quad (4.19)$$

これらの式は、 $n_{0,M(0)}$  に関して解くことができる。なお、式(4.18)は、ステージ  $i$  とステージ  $(i-1)$  間の入出力フローが等しいことから得られる。

上式に式(4.1), (4.2)を代入し、 $n_{i,M(i)} / (L(K-1) + H) \equiv n_i$  と置けば、上式は  $N(i)$  と  $S$  の値、即ちスロット長に依存しないことが分かる。

上式において、全ての  $i$  に対して  $L(i) = L$ ,  $M(i) = M-1$  とおくと、GBN方式のスループット  $T_{GBN}$  の評価式が得られ、これを次式に示す。

$$T_{GBN} = \frac{L}{L+H} \cdot \frac{1 - P_B}{P_B} \cdot \frac{1 - (1 - P_B)^{M-1}}{M + S - 1} \quad (4.20)$$

但し、 $P_B$  は次式で与えられる。

$$P_B = 1 - (1 - P_b)^{L+H} \quad (4.21)$$

更に、 $M = 2$  とおくと、SW方式のスループットの評価式が得られる。

## (2) 適応型 SR 方式

適応型 GBN 方式の場合と同様にすると、適応型 SR 方式の状態遷移図として図 4.3 が得られる。図 4.3 における各モードの意味を以下に示す。

(a)  $T_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、そのスロット及びそれ以前のスロットでのデータブロック送信に誤りがなく、ウィンドウサイズが  $j$  のスロットで送信を開始し、そのスロットの開始時点から  $l$  スロット後にデータブロック送信を完了する状態。

(b)  $F_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、そのスロットでのデータブロック送信に誤りがあり、ウィンドウサイズが  $j$  のスロットで送信を開始し、そのスロットの開始時点から  $l$  スロット後にデータブロック送信を完了する状態。

(c)  $C_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1, 1 \leq l \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、それよりも前のスロットでデータブロック送信に誤りがあったが、そのスロットでのデータブロック送信には誤りがなく、ウィンドウサイズが  $j$  のスロットで送信を開始し、そのスロットの開始時点から  $l$  スロット後にデータブロック送信を完了する状態。

(d)  $D_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ )

ステージ  $i$  で、そのスロットの開始時点から  $j$  スロット後にデータブロックが誤りなく送信されたことを確認し、送信可能となる状態。

(e)  $B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ )

ステージ  $i$  で、そのスロットの開始時点から  $j$  スロット後にデータブロック送信に誤りがあったことを確認し、送信可能となる状態。

$T_{i,j,l}, F_{i,j,l}, C_{i,j,l}$  モードはそれぞれ単に  $T_{i,j}, F_{i,j}, C_{i,j}$  モードと呼ぶこともある。

図 4.3 において、システムが  $T_{i,j,l}, F_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ ) にある確率をそれぞれ  $n_{i,j,l}, m_{i,j,l}, C_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1, 1 \leq l \leq N(i)$ ) にある確率を  $c_{i,j,l}, D_{i,j}, B_{i,j}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq S$ ) にある確率をそれぞれ  $d_{i,j}, b_{i,j}$  とすると、定常状態では適応型 GBN 方式の場合と同様に以下の式が成立する。

$$\sum_{i=0}^{K-1} \left\{ \sum_{j=1}^{M(i)} \sum_{l=1}^{N(i)} (n_{i,j,l} + m_{i,j,l}) + \sum_{j=1}^{M(i)-1} \sum_{l=1}^{N(i)} c_{i,j,l} \right\} + \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=1}^S (d_{i,j} + b_{i,j}) = 1 \quad (4.22)$$

$$n_{i,j,1} = n_{i,j,2} = \cdots = n_{i,j,N(i)} \equiv n_{i,j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) \quad (4.23)$$

$$m_{i,j,1} = m_{i,j,2} = \cdots = m_{i,j,N(i)} \equiv m_{i,j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i) \quad (4.24)$$

$$c_{i,j,1} = c_{i,j,2} = \cdots = c_{i,j,N(i)} \equiv c_{i,j} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1 \quad (4.25)$$

$$d_{i,1} = d_{i,2} = \cdots = d_{i,S} = n_{i,1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.26)$$

$$b_{i,1} = b_{i,2} = \cdots = b_{i,S} = m_{i,1} + c_{i,1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.27)$$

$$n_{i,j} = (1 - P_B(i))n_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1 \quad (4.28)$$

$$n_{i,M(i)} = (1 - P_B(i))(b_{i-1,1} + d_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.29)$$

$$n_{K-1,M(K-1)} = (1 - P_B(K-1))(b_{K-2,1} + b_{K-1,1}) \quad (4.30)$$

$$m_{i,j} = P_B(i)(n_{i,j+1} + m_{i,j+1} + c_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-2 \quad (4.31)$$



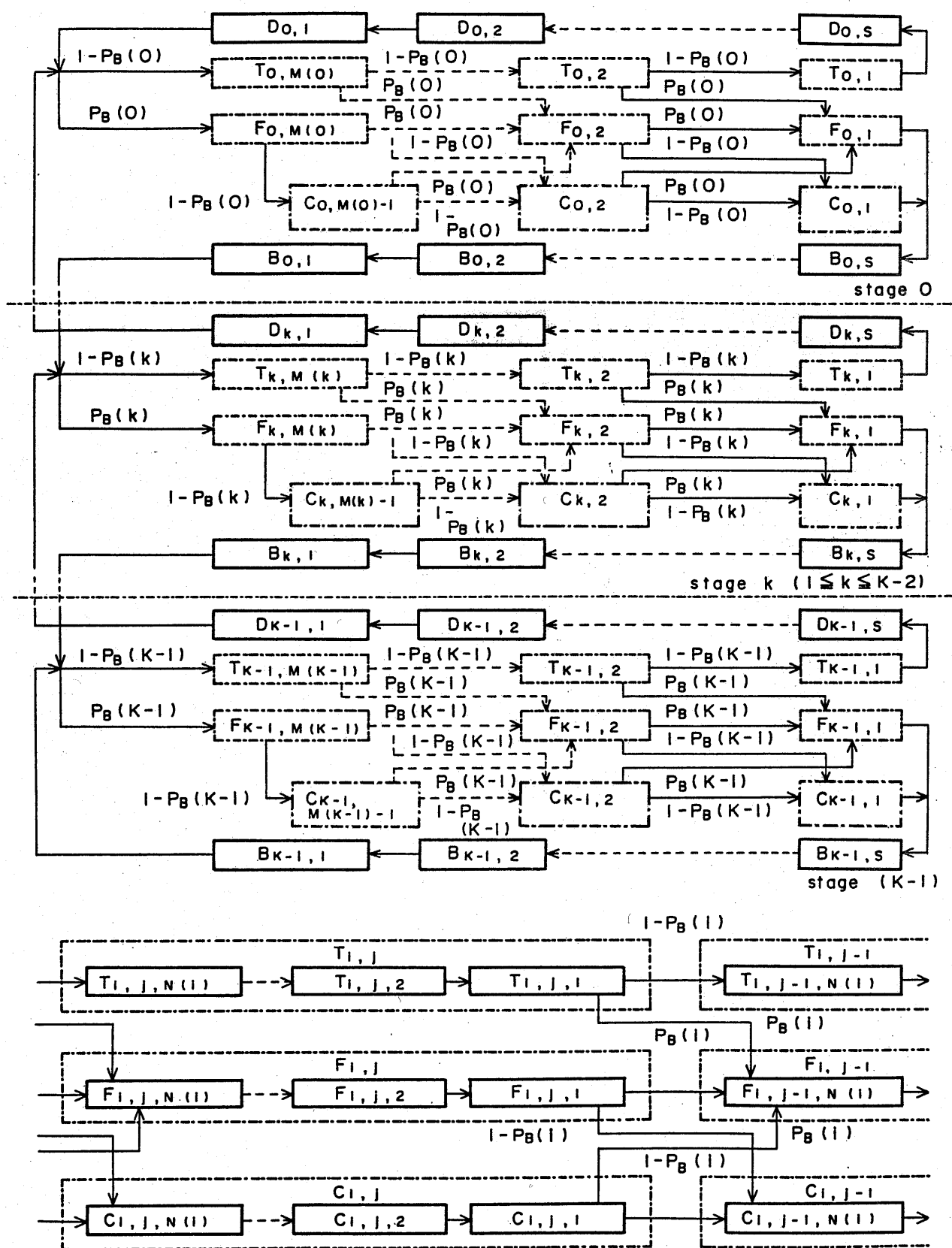


図 4.3: 半2重適応型SR方式の状態遷移図

$$m_{i,M(i)-1} = P_B(i)(n_{i,M(i)} + m_{i,M(i)}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.32)$$

$$m_{i,M(i)} = P_B(i)(b_{i-1,1} + d_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.33)$$

$$m_{0,M(0)} = P_B(0)(d_{0,1} + d_{1,1}) \quad (4.34)$$

$$m_{K-1,M(K-1)} = P_B(K-1)(b_{K-2,1} + b_{K-1,1}) \quad (4.35)$$

$$c_{i,j} = (1 - P_B(i))(m_{i,j+1} + c_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-2 \quad (4.36)$$

$$c_{i,M(i)-1} = (1 - P_B(i))m_{i,M(i)} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.37)$$

スループット  $T_{ASR}$  は、次のようにシステムが  $T_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i), 1 \leq l \leq N(i)$ ) 又は  $C_{i,j,l}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq M(i)-1, 1 \leq l \leq N(i)$ ) にある確率にデータブロックのデータ部の占める比率をかけることにより得られる。

$$T_{ASR} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} \left\{ \sum_{j=1}^{M(i)} \sum_{l=1}^{N(i)} n_{i,j,l} + \sum_{j=1}^{M(i)-1} \sum_{l=1}^{N(i)} c_{i,j,l} \right\} \quad (4.38)$$

以上の式を整理すると、最終的に次式が得られる。

$$\sum_{i=0}^{K-1} (M(i)N(i) + S) \frac{n_{i,M(i)}}{1 - P_B(i)} = 1 \quad (4.39)$$

$$n_{i,M(i)} = \frac{1 - (1 - P_B(i-1))^{M(i-1)}}{(1 - P_B(i-1))(1 - P_B(i))^{M(i)-1}} n_{i-1,M(i-1)} \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-1 \quad (4.40)$$

$$T_{ASR} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} N(i) M(i) n_{i,M(i)} \quad (4.41)$$

これらの式は、 $n_{0,M(0)}$  に関して解くことができる。なお、式(4.40)は、ステージ  $i$  とステージ  $(i-1)$  間の入出力フローが等しいことから得られる。

上式において、全ての  $i$  に対して  $L(i) = L, M(i) = M-1$  とおくと、SR 方式のスループット  $T_{SR}$  の評価式が得られ、これを次式に示す。

$$T_{SR} = \frac{L}{L + H} \cdot \frac{M-1}{M + S - 1} (1 - P_B) \quad (4.42)$$

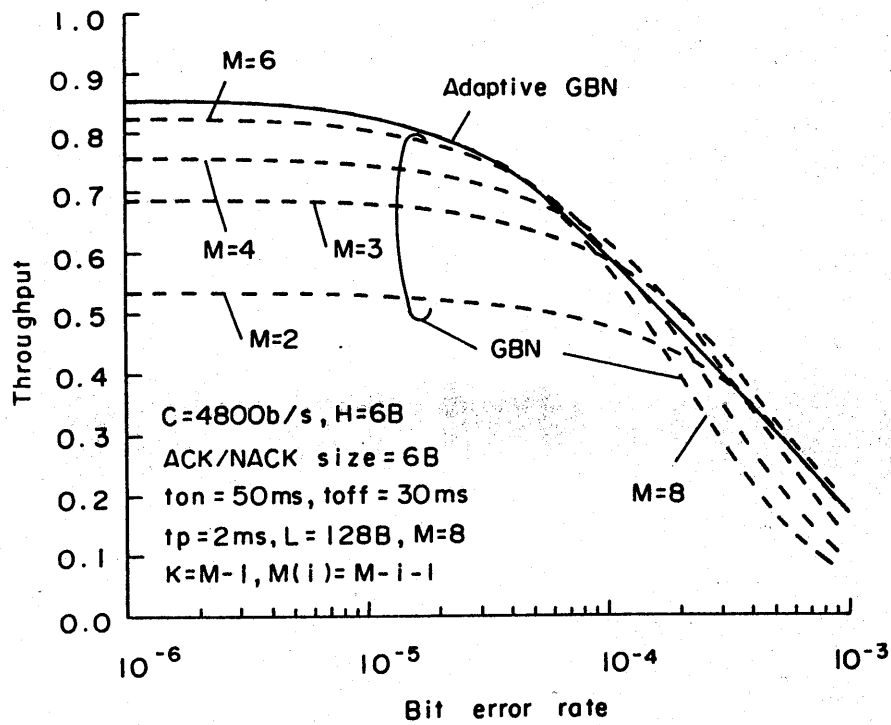
更に、 $M = 2$  とおくと、SW 方式のスループットの評価式が得られる。

#### 4.1.5 数値例と考察

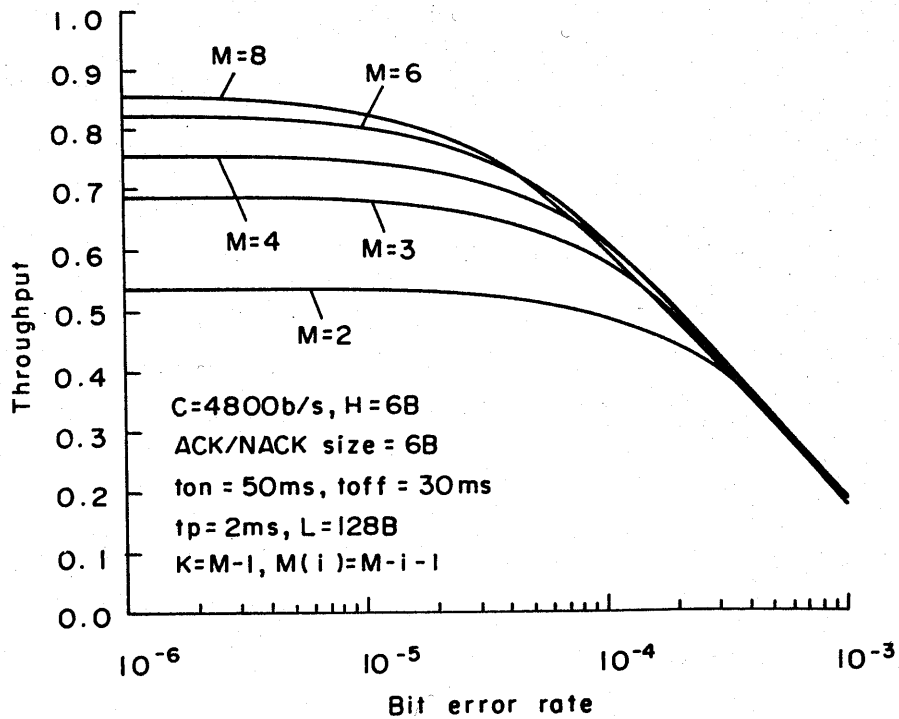
以下の数値例では、通信速度  $C = 4800$  b/s, ACK と NACK の長さを 6 Byte (バイト) ( $t_s = 10$  ms), ヘッダ長  $H = 6$  Byte, ターンオンシーケンス時間  $t_{on} = 50$  ms, ターンオフシーケンス時間  $t_{off} = 30$  ms, 伝搬遅延時間  $t_p = 2$  ms とする。

##### (1) 適応型 GBN 方式

適応型 GBN 方式のスループット特性を図 4.4 に示す。図 4.4(a) には連続送信データブロック数のみを適応させる場合 (case 1) のスループット特性, 図 4.4(b) には case 1 の場合にモジュラス  $M$  の特性に及ぼす影響, 図 4.4(c) にはデータブロック長のみを適応させる場合 (case 2) のスループット特性, 図 4.4(d) には連続送信データブロック数とデータブロック長の両方を適応させる場

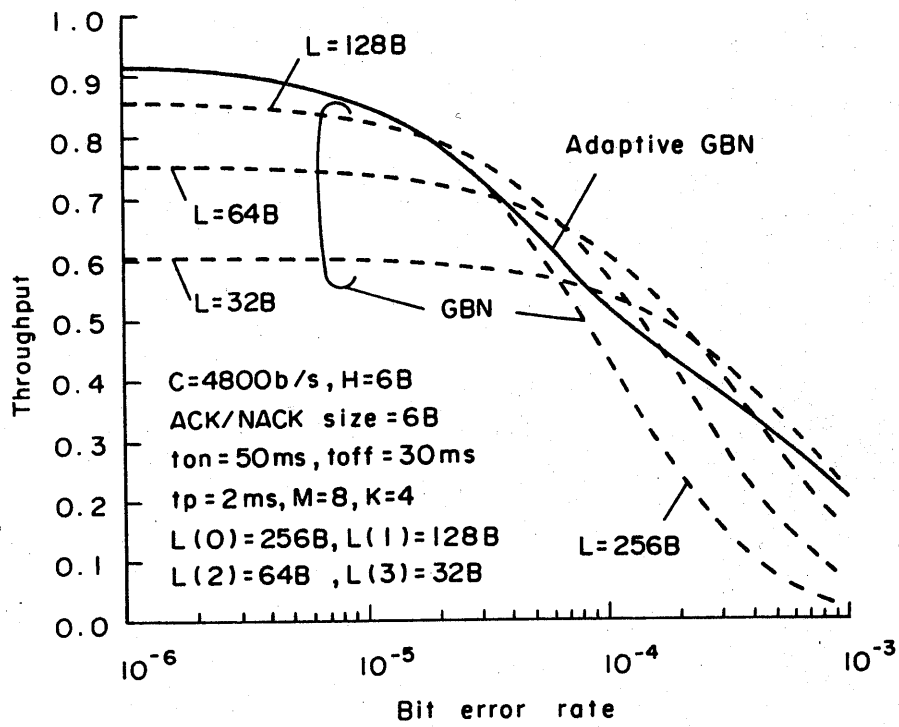


(a) Throughput for case 1

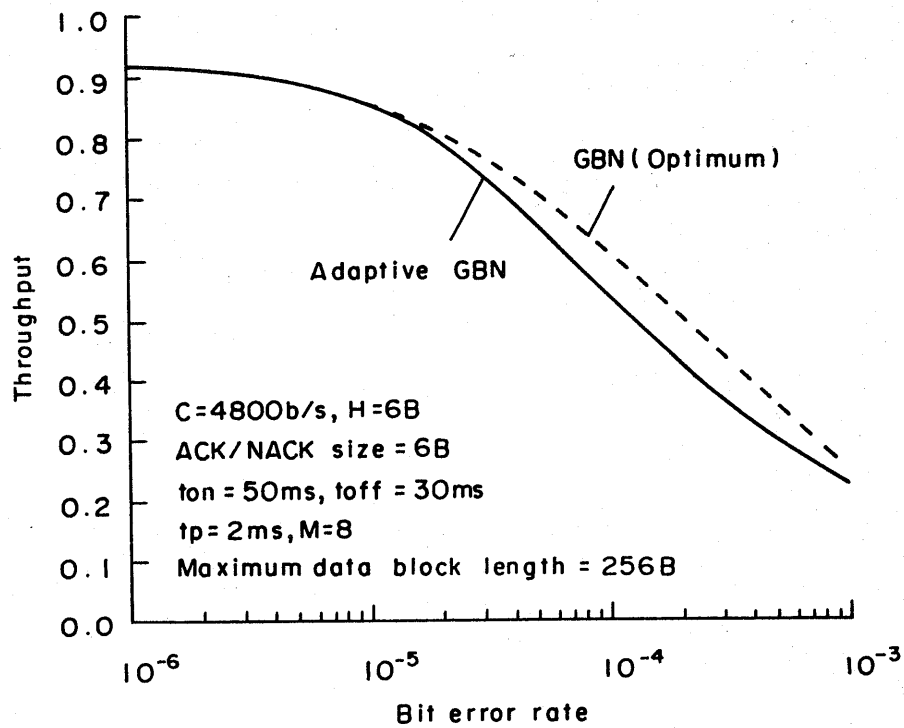


(b) Influence of  $M$  on throughput for case 1.

図 4.4: 半 2 重適応型 GBN 方式のスループット特性 (1/2)



(c) Throughput for case 2.



(d) Throughput for case 3.

図 4.4: 半 2 重適応型 GBN 方式のスループット特性 (2/2)

表 4.1:  $L(i)$  (単位: バイト) と  $M(i)$  の選択

$i$	0	1	2	3	4	5	6	7	8
$M(i)$	7	6	5	4	3	2	2	2	3
$L(i)$	256	256	256	256	256	256	128	64	32

合 (case 3) のスループット特性を示している。

(a) 連続送信データブロック数のみを適応させる場合 (case 1)

図 4.4(a) では、データブロック長  $L = 128$  Byte, モジュラス  $M = 8$  とし,  $M(i)$  の決定方法として  $K = M - 1$ ,  $M(i) = M - i - 1$  を採用している。図中には、比較のため,  $M = 2, 3, 4, 6, 8$  とした場合の GBN 方式のスループットも示している。

図 4.4(a) から、適応型 GBN 方式のスループットは、ビット誤り率  $P_b$  に対して最適なモジュラス値を採用したときの GBN 方式のスループットに極めて近くなっている。このことから、適応型 GBN 方式では、ビット誤り率に対してデータブロック数の選択がうまく追従していることが分かる。

次に、図 4.4(b) から、ビット誤り率に対して最適なモジュラスが存在することが分かる。しかし、ビット誤り率が大きい領域では、モジュラスの違いによるスループットの差は極めて小さくなっている。従って、ビット誤り率が予想できないような場合は、ある程度大きめにモジュラスを選択すれば良いことになる。

(b) データブロック長のみを適応させる場合 (case 2)

図 4.4(c) では、 $M = 8$  とし,  $L(i)$  の決定方法として,  $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用している。図中には、比較のため、データブロック長  $L = 256$  Byte, 128 Byte, 64 Byte, 32 Byte とした場合の GBN 方式のスループットも示している。

図 4.4(c) では、適応型 GBN 方式のスループットは、 $P_b = 10^{-4}$  程度では最適なデータブロック長を選択したときの GBN 方式のスループットとの差が若干大きくなっているものの、他の  $P_b$  に対してはその差は小さくなっている。このことから、適応型 GBN 方式では、ビット誤り率に対してデータブロック長の選択がうまく追従していることが分かる。

(c) 連続送信データブロック数とデータブロック長の両方を適応させる場合 (case 3)

図 4.4(d) では、 $L(i)$ ,  $M(i)$  の決定方法として表 4.1 を採用している。図中には、比較のため、モジュラスを 8 (最大連続送信データブロック数を 7), 最大データブロック長を 256 Byte とし、ビット誤り率に対して最適な連続送信データブロック数とデータブロック長をそれぞれ 1 ~ 7, 1 Byte ~ 256 Byte の範囲で選択したときの GBN 方式のスループットも示している。表 4.1 の値は、この最適な連続送信データブロック数とデータブロック長の組合せを元に決定したものである。

図 4.4(d) では、適応型 GBN 方式のスループットは、ビット誤り率に対して最適な連続送信データブロック数とデータブロック長を選択したときの GBN 方式のスループットに極めて近くなっている。このことから、適応型 GBN 方式では、ビット誤り率に対して連続送信データブロック数とデータブロック長の選択がうまく追従していることが分かる。

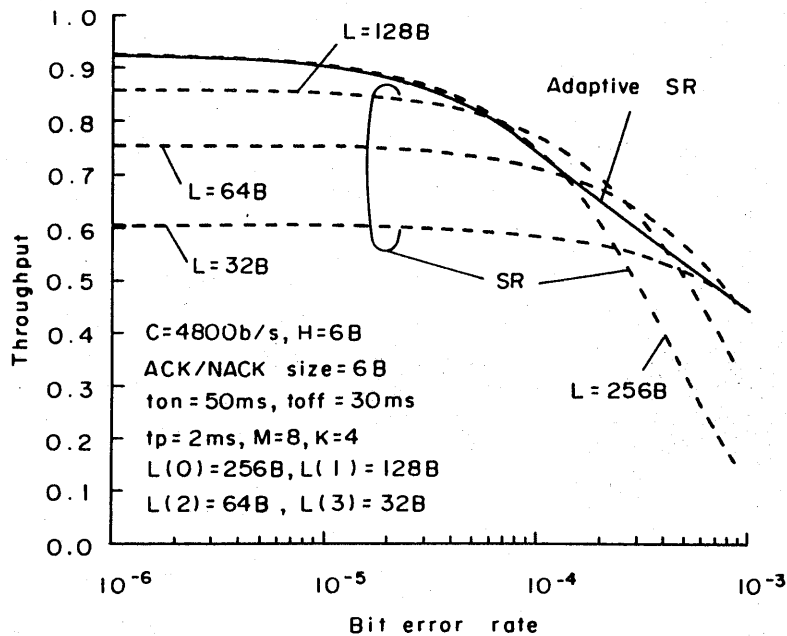


図 4.5: 半 2 重適応型 SR 方式のスループット特性

## (2) 適応型 SR 方式

$M = 8$  としたときの適応型 SR 方式のスループット特性を図 4.5 に示す. 図 4.5 では,  $L(i)$  の決定方法として,  $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用している. 図中には, 比較のため,  $L = 256$  Byte, 128 Byte, 64 Byte, 32 Byte としたときの SR 方式のスループットも示している.

図 4.5 から, 適応型 SR 方式のスループットは, ビット誤り率に対して最適なデータブロック長を選択したときの SR 方式のスループットに極めて近くなっている. このことから, 適応型 SR 方式では, ビット誤り率に対してデータブロック長の選択がうまく追従していることが分かる.

なお, 以上の数値例では連続送信データブロック数を固定としている. これは, SR 方式では  $M$  が大きい程スループットが大きくなるためである.

## (3) 性能比較

適応型 SR 方式, 適応型 GBN 方式と SR 方式, GBN 方式のスループットの比較を図 4.6 に示す. 図 4.6 では, 最大データブロック長を 256 Byte,  $M = 8$  としている. 即ち, SR 方式と GBN 方式では, 連続送信データブロック数は 7, データブロック長は 256 Byte と固定である. 適応型 SR 方式では,  $L(i)$  の決定方法として,  $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用し, 連続送信データブロック数は 7 に固定している. 適応型 GBN 方式では,  $L(i)$  と  $M(i)$  の決定方法として表 4.1 を採用している.

図 4.6 では,  $P_b = 10^{-4}$  程度以下の領域では SR 方式, それより大きい領域では適応型 SR 方式が最も良い性能を示している. しかし, 本節で扱っている SR 方式は無限個の受信バッファが必要である. GBN 方式は,  $P_b$  が十分小さい領域で適応型 GBN 方式よりも大きいスループットを示しているが, その差は極めて小さい.  $P_b$  が大きくなると, GBN 方式は大きく性能が劣化する. 一方, 適

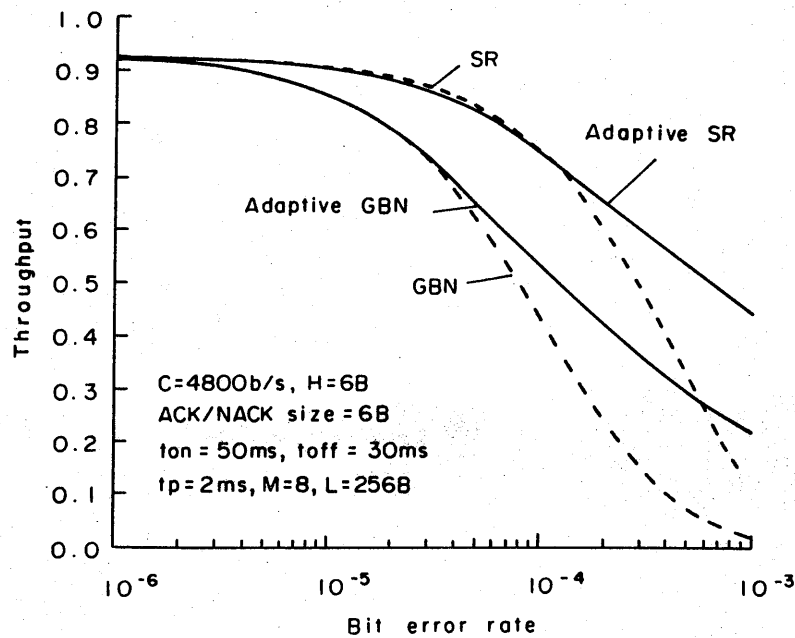


図 4.6: 半 2 重 ARQ 方式のスループット特性の比較

応型 GBN 方式は、適応型 SR 方式と同様に  $P_b$  の変化に対するスループットの劣下の度合いが小さく、 $P_b = 6 \times 10^{-4}$  程度よりも大きい領域では適応型 SR 方式の次に良い性能が得られている。

以上のことから、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質があらかじめ予想できないような状況においては、適応型方式は他方式よりも優れていると言える。

#### 4.1.6 むすび

本節では、回線品質に適応する ARQ 方式として、連続送信データブロック数とデータブロック長を回線品質に応じて動的に変化させる方式を提案し、半 2 重回線を使用した GBN 方式と SR 方式に適用し、そのスループット解析を行った。この解析結果から GBN 方式と SR 方式のスループットの評価式を得て、各方式の性能比較を行った。その結果、適応型 GBN 方式と適応型 SR 方式は、それぞれ GBN 方式、SR 方式において最適な連続送信データブロック数とデータブロック長を静的に選択した場合のスループット特性に極めて近い特性を示した。更に、適応型方式は、回線品質の変動が予想されたり、回線品質が予想できないような状況において、他方式よりも優れていることを明かにした。

本節では、制御が簡単な連続送信データブロック数とデータブロック長の決定方法を採用したが、最適な方法については今後の課題である。

## 4.2 全2重適応型 ARQ 方式

### 4.2.1 まえがき

データ伝送における誤り制御 (ARQ: Automatic Repeat Request) 方式としては, これまで Selective Repeat (SR) 方式や Go-Back-N (GBN) 方式等の多くの方式が提案され, そのスループットや遅延などの性能が解析されてきた. また, 前節では, SR 方式や GBN 方式において, 従来方式との通信を可能としながら, 連続送信データブロック数やデータブロック長をビット誤り率に応じた動的に変化させる適応型 ARQ 方式を提案し, 半2重回線を使用する場合のスループット特性を解析している. 適応型 ARQ 方式は, データブロックの伝送誤りの有無によって連続送信データブロック数とデータブロック長を変化させるので, ビット誤り率があらかじめ予想できなかったり, 時間的変動が予想されるような場合に, 従来の SR 方式や GBN 方式よりも優れた性能を示すことが明らかにされている.

しかし, 他方式との定量的な関係についてはまだ十分には明らかにされていない. 特に, 適応型 ARQ 方式と同様の方式の一つに, 伝送誤りの有無によって同一データブロックの繰り返し送信回数を変化させるとした Weldon の方式 [Weld82] があり, これらの方式との相互の関係を明確にしておくことが要求される. これを行うためには, 他方式の解析が全2重回線を使用するとして行われてきているので, 全2重回線を使用する場合の適応型 ARQ 方式の性能を解析して, 同一の条件の下で他方式との性能比較を行わなければならない. しかし, 適応型 ARQ 方式では, 全2重の場合に連続送信データブロック数とデータブロック長をどのように適応させれば良いかがまだ明確にされていない. また, 半2重の場合にはデータブロック送信と応答確認 (ACK 及び NACK) の受信が時間的に重複しないが, 全2重の場合には時間的に重複する. この時間的重複が全2重の場合の解析を煩雑にしている.

そこで, 本節では, 全2重回線を使用する場合の適応型 ARQ 方式の具体的な制御方式として, 観測期間を設けて, この観測期間内に送信したデータブロックの正否によってデータブロック長を動的に変化させる方式を提案し, そのスループット解析を行う. また, 従来の SR 方式, GBN 方式, Sastry の方式 [Sast75], Morris の方式 [Morr78], Birrel の方式 [Birr81], Moeneclaey と Bruneel の方式 [Moen84], SR+ST (Selective Repeat and Stutter) 方式 [Mill81], SR+GBN 方式 [Mill81], Weldon の方式 [Weld82], とのスループット特性の比較も行う.

以下では, まず 4.2.2 で適応型 ARQ 方式の具体的な制御方式を提案し, 4.2.3 で解析の前提や仮定を明かとする. 続いて, 4.2.4 で適応型 ARQ 方式のスループット特性の解析を行い, 4.2.5 で各種パラメータの性能に及ぼす影響について考察するとともに, 他方式との性能比較を同一条件の下で行う.

### 4.2.2 制御方式

適応型 SR 方式と適応型 GBN 方式について説明する.



## (1) 適応型 SR 方式

SR 方式では、送信局 (transmitter) は複数個のデータブロックを連続送信し、受信局 (receiver) は受信したデータブロックのチェックを行い、データブロックに誤りがなければ肯定応答 (ACK) を返送し、誤りがあれば否定応答 (NACK) を返送する。NACK を受信すると、誤りのあったデータブロックの再送を行う。これを実現するため、データブロックには、送信順序番号を示すシーケンス番号と誤り検出符号が付加されており、伝送誤りはこの誤り検出符号により検出される。

適応型 SR 方式では、観測期間 (observation period) を設け、この観測期間内に送信されたデータブロックの正否によってデータブロック長を動的に変化させる。この観測期間は、前節の半 2 重の場合にはデータブロックを連続送信している期間と考えることができる。しかし、半 2 重の場合には、この期間に送信されたデータブロックの正否によって、データブロック長だけでなく連続送信データブロック数も適応させている。全 2 重の場合にデータブロック長だけを適応させるのは、文献 [Sast75], [Morr78], [Tows79a], [Birr81], [Moen84], [Mill81], [Weld82], [Lin 82], [Anag86], [Brun86], [Lisa82] と同様に、応答確認を待つためにデータブロック送信が停止することはないとするためである。

観測期間に送信された全てのデータブロックが誤りなく受信されれば、データブロック長を大きくする。そうでなければ、データブロック長を小さくする。観測期間に送信できるデータブロック数は一定数  $M$  とする。即ち、 $j$  ( $j \geq 1$ ) 番目の観測期間において長さが  $L(j)$  (ヘッダを含まず) のデータブロックを  $M$  個連続送信する。これら  $M$  個のデータブロックの正否が全て判明するまで、長さが  $L(j)$  のデータブロックを送信し続ける。 $M$  個のデータブロックの全てが誤りなく受信されたら、次の  $(j+1)$  番目の観測期間では長さが  $L(j)$  以上 ( $L(j+1) \geq L(j)$ ) のデータブロックを  $M$  個連続送信する。そうでなければ、長さが  $L(j)$  以下 ( $L(j+1) \leq L(j)$ ) のデータブロックを  $M$  個連続送信する。 $j$  番目の観測期間において送信された全てのデータブロックの正否が判明してから、 $j+1$  番目の観測期間が始まる。従って、観測期間は、伝搬遅延のため連続して現われることはない。なお、2つの観測期間の間に送信されるデータブロックの正否はデータブロック長に影響を及ぼさないものとする。半 2 重の場合は、2つの観測期間の間にデータブロックが送信されることはなかったが、全 2 重の場合は送信されるので、これをモデル化する必要がある。

本節では、 $L(j+1)$  の決定方法として、4.1 の半 2 重の場合と同様に、制御が簡単な以下の方式を採用することとする。以下の説明を簡単とするため、1つの観測期間の開始時点から次の観測期間の開始時点までの区間をステージ (stage) と呼び、各ステージをデータブロック長によって分類する。

[ステージ 0]: 長さが  $L(0)$  のデータブロックを連続送信する。観測期間に送信された  $M$  個のデータブロックが全て誤りなく受信されれば、ステージ 0 に留まる。一つでも誤りがあれば、ステージ 1 へ進む。

[ステージ  $i$ ]: 長さが  $L(i)$  のデータブロックを連続送信する。観測期間に送信されたデータブロックが全て誤りなく受信されれば、ステージ  $(i-1)$  へ進む。一つでも誤りがあれば、ステージ  $(i+1)$  へ進む。但し、 $i$  は  $1 \leq i \leq K-2$  とする。

[ステージ  $(K-1)$ ]: 長さが  $L(K-1)$  のデータブロックを連続送信する。観測期間に送信された  $M$  個のデータブロックが全て誤りなく受信されれば、ステージ  $(K-2)$  へ進む。一つでも誤りがあ

れば、ステージ  $(K - 1)$  に留まる。

但し、 $L(0) \geq L(1) \geq L(2) \geq \dots \geq L(K - 2) \geq L(K - 1) \geq 1$  とする。また、 $K$  はステージの数であり、 $K \geq 1$  とする。

本方式によるデータブロック送信の一例を図 4.7 に示す。図 4.7 では、 $M = 2$ 、 $K = 2$ 、 $L(0) + H = 2(L(1) + H)$  (但し、 $H$  はデータブロックのヘッダ長) としている。システムは最初にステージ 0 にあり、観測期間の第 2 番目のデータブロックに伝送誤りが生じる。その結果として、次にステージ 1 に入り、長さが半分のデータブロックを 3 個連続送信する。更に、第 3 番目のデータブロックに伝送誤りが生じるが、観測期間に送信したデータブロックではないため、この誤りはデータブロック長に影響を及ぼさない。従って、次のステージではステージ 0 に戻る。なお、前章と同様、誤りのあったデータブロックは、同一の長さのデータブロックを送信するステージで再送するか、または何らかの手法によりデータブロック長を変更できるものとしている。

以上からも分かるように、半 2 重の場合と同様に、適応型 SR 方式を用いる局は、SR 方式を用いる局とも通信を行うことが可能である。

## (2) 適応型 GBN 方式

SR 方式と GBN 方式との違いは、NACK を受信したとき、GBN 方式では最初に誤ったデータブロックから誤りなく受信されたデータブロックも含めて再送するのに対し、SR 方式では誤りのあったデータブロックだけを再送する点にある。

適応型 GBN 方式における適応制御方法は、以下の点を除いて適応型 SR 方式と同様である。適応型 GBN 方式では、観測期間において送信されたデータブロックに誤りがあった場合には、全てのデータブロックの確認を得ることなく、直ちに次の観測期間を開始する。また、観測期間に送信したデータブロックには誤りがなく、次の観測期間を待つ間に送信されるデータブロックに誤りがあった場合には、その誤りを確認する前にデータブロック長を大きくして、次の観測期間を開始している可能性がある。この場合、観測期間内でも、誤りの確認前に送信されたデータブロックは無効となってしまう。そこで、誤りを確認した後、観測し直すこととする。

$L(j + 1)$  の決定方法は、適応型 SR 方式と同様とする。

なお、適応型 GBN 方式を用いる局は、GBN 方式を用いる局とも通信を行うことが可能である。

## 4.2.3 前提と仮定

システム内には 2 つの局が存在し、これらは全 2 重回線を用いてデータブロックの送受信を行い、データブロックは片方向にのみ送信されるものとする。

後の解析は、以下に示すように、4.1.3 の前提・仮定 (A1), (A3), (A4) (A5), (A6), (A7), (A9) の下で行う。

(A1) 回線の通信速度を  $C_b/s$  とする。

(A3) データブロックはヘッダとデータ部から構成され、ヘッダ長を  $H$  ビットとする。

(A4) ACK と NACK の長さは一定で、その伝送時間を  $t_s$  秒とする。

(A5) 回線のビット誤り率を  $P_b$  とし、各ビットは確率  $P_b$  で独立に誤るものとする。

(A6) ACK と NACK の誤りはないものとする。

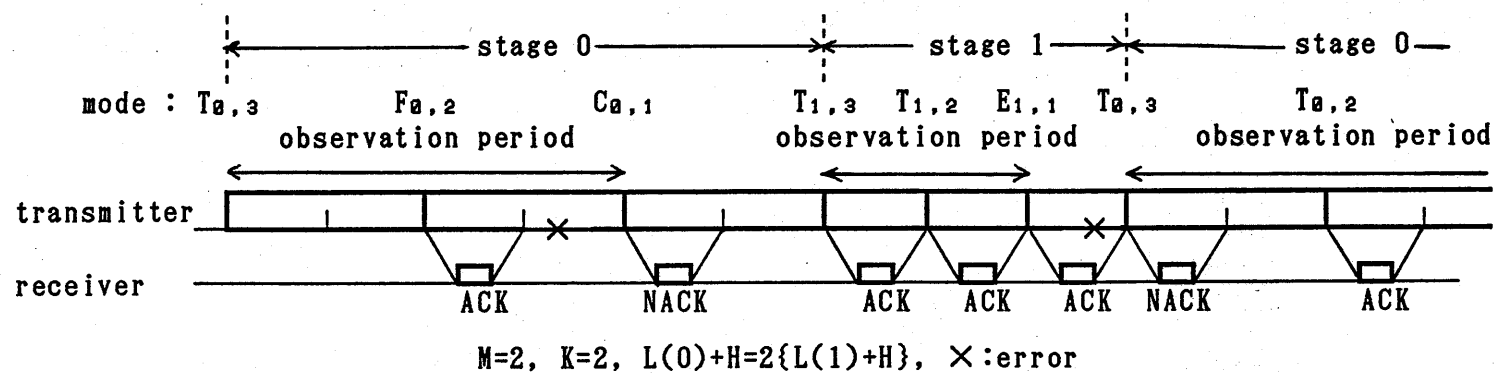


図 4.7: 全 2 重適応型 SR 方式におけるデータブロック送信の一例

(A7) 回線の伝搬遅延時間を  $t_p$  秒とする.

(A9) 送信局は常に送信すべきデータブロックを有する.

本節で扱う評価尺度であるスループットは, 4.1.3 と同様に, 仮定 (A9) の下で単位時間当りに転送されるデータ部の平均ビット数を通信速度  $C$  で割ったものと定義する.

#### 4.2.4 スループット解析

##### (1) 適応型 SR 方式

システムの時間軸は, 十分小さい時間  $\Delta t$  でスロット化されているとする.  $\Delta t$  は, 1 つのデータブロック送信完了時点からその受信確認を受信完了するまでのスロット数  $S$  とステージ  $i$  におけるデータブロックの伝送スロット数  $N(i)$  ( $0 \leq i \leq K-1$ ) が整数値となるように取られる. これらは次式で与えられる.

$$S = (t_s + 2t_p) / \Delta t \quad (4.43)$$

$$N(i) = (L(i) + H) / (C\Delta t) \quad (4.44)$$

前節の半 2 重の場合には, システムの時間軸は最小のデータブロック伝送時間に取りられている. この場合, システムの状態変化は必ずしもスロットの開始時点で起きるとは限らない. 本節では, スロット長を十分小さく取ることにより, システムの状態変化がスロットの開始時点でのみ起こる厳密なモデルを構成することができる. 但し, 前節にも示されているように, 最終的に得られる結果はスロット長には依存しない.

隣り合う 2 つの観測期間の間で, 観測期間でない期間に送信されるデータブロック数を  $J(i)$  で表すと, これは次のようになる.

$$J(i) = \lceil S / N(i) \rceil + 1 \quad (4.45)$$

但し,  $\lceil x \rceil$  は  $x$  を超えない最大の整数を表す.

システムの取り得る状態をスロットの開始時点で定義すると, システムは以下に示す異なった状態のいずれかを取り得る.

(a)  $T_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i) + M, 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において, 現スロット及びそれ以前のスロットで送信したデータブロックに誤りがなく, 現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了し, その完了時点から更に  $(j-1)N(i)$  スロット後には次の観測期間開始時点が現れる状態.

(b)  $F_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i) + M, 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において, 現スロット及び観測期間内のスロットで送信したデータブロックに誤りがあり, 現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了し, その完了時点から更に  $(j-1)N(i)$  スロット後には次の観測期間の開始時点が現われる状態.

(c)  $E_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i), 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  で, 観測期間内に送信されたデータブロックに誤りがなかったが, 現スロットで送信するデータブロックに誤りがあり, 現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了し, その完了時点から更に  $(j-1)N(i)$  スロット後には次の観測期間の開

始時点が現われる状態.

(d)  $C_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)+M-1, 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  で, 観測期間内のスロットで送信したデータブロックに誤りがあったが, 現スロットで送信するデータブロックには誤りがなく, 現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了し, その完了時点から更に  $(j-1)N(i)$  スロット後には次の観測期間の開始時点が現われる状態.

長さが  $L(i)$  のデータスロットが誤る確率  $P_B(i)$  は, 次式で与えられる.

$$P_B(i) = 1 - (1 - P_b)^{L(i)+H} \quad (4.46)$$

前節の半2重の場合と同様に, 定常状態では,  $T_{i,j,k}, F_{i,j,k}, E_{i,j,k}, C_{i,j,k}$  にある確率は変数  $k$  によらないので,  $T_{i,j,k}, F_{i,j,k}, E_{i,j,k}$ , 及び  $C_{i,j,k}$  モードはそれぞれ単に  $T_{i,j}, F_{i,j}, E_{i,j}, C_{i,j}$  モードで表すことにする. 即ち, スロットの開始時点でシステムが  $T_{i,j,k}, F_{i,j,k}, E_{i,j,k}, C_{i,j,k}$  モードにある確率をそれぞれ  $n_{i,j}, m_{i,j}, e_{i,j}, c_{i,j}$  とすると,  $T_{i,j}, F_{i,j}, E_{i,j}, C_{i,j}$  モードにある確率はそれぞれ  $N(i)$  倍の確率となる.

システムの状態遷移図を図 4.8 に示す. 図 4.8 の見方は前節の図 4.3 と同様である. 図 4.7 には, これらの状態間の遷移の様子を示してある.

前節の半2重の場合と同様に, 図 4.8 から定常状態では以下の式が成立する.

$$n_{i,j} = (1 - P_B(i))n_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, J(i) \leq j \leq J(i)+M-1 \quad (4.47)$$

$$n_{i,j} = (1 - P_B(i))(n_{i,j+1} + e_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)-1 \quad (4.48)$$

$$n_{i,J(i)+M} = (1 - P_B(i))(m_{i-1,1} + c_{i-1,1} + n_{i+1,1} + e_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.49)$$

$$n_{0,J(0)+M} = (1 - P_B(0))(n_{0,1} + e_{0,1} + n_{1,1} + e_{1,1}) \quad (4.50)$$

$$n_{K-1,J(K-1)+M} = (1 - P_B(K-1))(m_{K-2,1} + c_{K-2,1} + m_{K-1,1} + c_{K-1,1}) \quad (4.51)$$

$$e_{i,j} = P_B(i)(n_{i,j+1} + e_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)-1 \quad (4.52)$$

$$e_{i,J(i)} = P_B(i)n_{i,J(i)+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.53)$$

$$m_{i,j} = P_B(i)(n_{i,j+1} + m_{i,j+1} + c_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, J(i)+1 \leq j \leq J(i)+M-2 \quad (4.54)$$

$$m_{i,j} = P_B(i)(m_{i,j+1} + c_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i) \quad (4.55)$$

$$m_{i,J(i)+M-1} = P_B(i)(n_{i,J(i)+M} + m_{i,J(i)+M}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-1 \quad (4.56)$$

$$m_{i,J(i)+M} = P_B(i)(m_{i-1,1} + c_{i-1,1} + n_{i+1,1} + e_{i+1,1}) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.57)$$

$$m_{0,J(0)+M} = P_B(0)(n_{0,1} + e_{0,1} + n_{1,1} + e_{1,1}) \quad (4.58)$$

$$m_{K-1,J(K-1)+M} = P_B(K-1)(m_{K-2,1} + c_{K-2,1} + m_{K-1,1} + c_{K-1,1}) \quad (4.59)$$

$$c_{i,j} = (1 - P_B(i))(m_{i,j+1} + c_{i,j+1}) \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)+M-2 \quad (4.60)$$

$$c_{i,J(i)+M-1} = (1 - P_B(i))m_{i,J(i)+M} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1 \quad (4.61)$$

システムは確率 1 で  $T_{i,j}, F_{i,j}, E_{i,j}, C_{i,j}$  モードのいずれかのモードにあるため, 次式を得る.

$$\sum_{i=0}^{K-1} N(i) \left\{ \sum_{j=1}^{J(i)+M} (n_{i,j} + m_{i,j}) + \sum_{j=1}^{J(i)+M-1} c_{i,j} + \sum_{j=1}^{J(i)} e_{i,j} \right\} = 1 \quad (4.62)$$

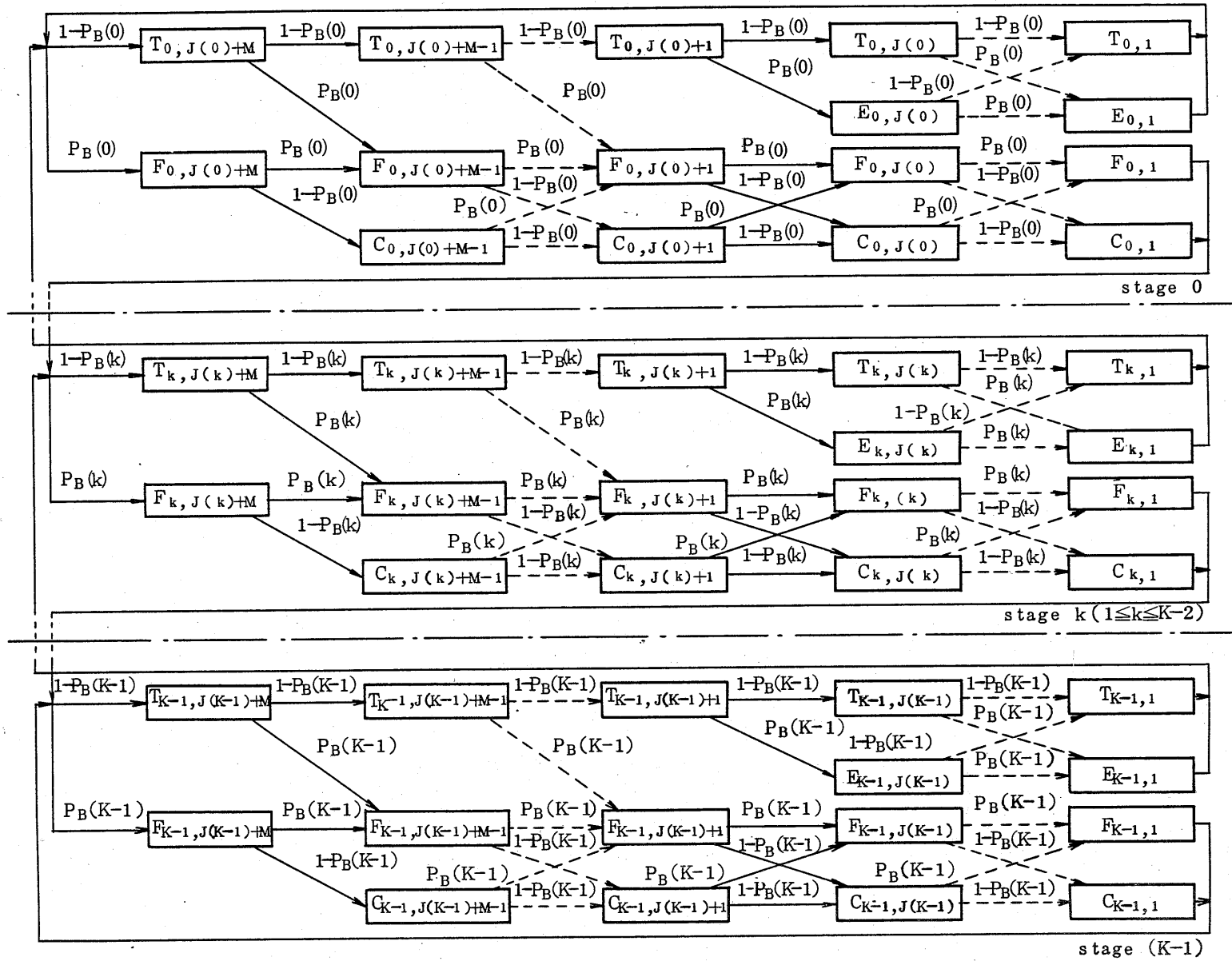


図 4.8: 全 2 重適応型 SR 方式の状態遷移図

スループット  $T_{ASR}$  は、次のように  $T_{i,j}$  または  $C_{i,j}$  モードにある確率にデータブロックのデータ部の占める割合をかけることにより得られる。

$$T_{ASR} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} N(i) \left( \sum_{j=1}^{J(i)+M} n_{i,j} + \sum_{j=1}^{J(i)+M-1} c_{i,j} \right) \quad (4.63)$$

以上の式を整理し、 $n_{i,J(i)+M}/\Delta t \equiv n_i$  とおくと、最終的に次式が得られる (“ $\equiv$ ” は定義を意味する)。

$$n_{i+1} = \frac{1 - (1 - P_B(i))^M}{(1 - P_B(i))(1 - P_B(i+1))^{M-1}} n_i \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-2 \quad (4.64)$$

$$\sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i) + H}{C} \cdot \frac{J(i) + M}{1 - P_B(i)} n_i = 1 \quad (4.65)$$

$$T_{ASR} = \sum_{i=0}^{K-1} (L(i)/C)(J(i) + M)n_i \quad (4.66)$$

これらの式は、 $n_0$  に関して解くことができ、 $\Delta t$  には依存していないことが分かる。

上式において、全ての  $i$  に対して  $L(i) = L$  とおくと、SR 方式のスループット  $T_{SR}$  の評価式が得られ、これは次式で与えられる。

$$T_{SR} = \frac{L}{L + H} (1 - P_B) \quad (4.67)$$

但し、 $P_B = 1 - (1 - P_b)^{L+H}$  である。この結果は、文献 [Sast75] の結果と一致する。

## (2) 適応型 GBN 方式

適応型 GBN 方式では、送信したデータブロックに誤りがあった場合には、その誤りを確認した後、次の観測期間を開始するため、2つの観測期間の開始時点の間に送信されるデータブロック数は、観測期間の開始時点から何番目に送信したデータブロックに誤りがあったかによって異なる。ステージ  $i$  において観測期間の開始時点から  $J(i) + M - j + 1$  番目に送信したデータブロックに誤りがあったとき、そのデータブロックの送信完了時点からその誤りを確認するまでのスロット数を  $s(i, j)$  とすると、これは次のようになる。

$$s(i, j) = \begin{cases} (j-1)N(i) + \left\{ \left\lceil \frac{S-(j-1)N(i)}{N(i-1)} \right\rceil + 1 \right\} N(i-1) & \text{for } 1 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i) \\ J(i)N(i) & \text{for } 1 \leq i \leq K-1, J(i)+1 \leq j \leq J(i)+M \\ J(0)N(0) & \text{for } i=0, 1 \leq j \leq J(0)+M \end{cases} \quad (4.68)$$

上式の  $1 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)$  の場合は、観測期間外で誤りが生じるが、その誤りが確認される前に、当該データブロックの送信完了時点から  $(j-1)N(i)$  スロット後に、ステージ  $(i-1)$  が開始されることを示している。

適応型 SR 方式の場合と同様にすると、適応型 GBN 方式の状態遷移図として図 4.9 が得られる。図 4.9 における各モードの意味を以下に示す。

(a)  $T_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)+M, 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、現スロット及びそれ以前のスロットで送信したデータブロックに誤りがなく、現スロットから  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了するとともに、もし

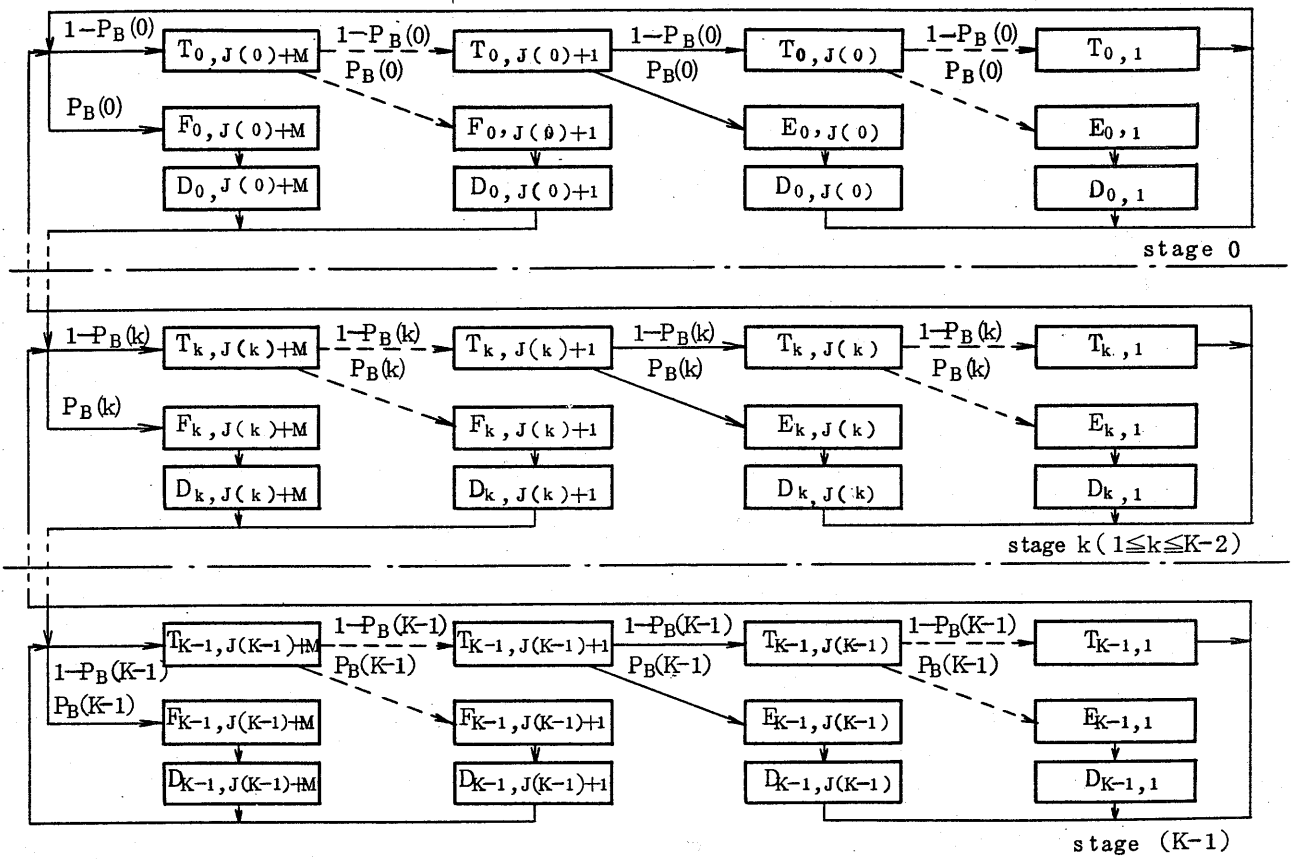


図 4.9: 全 2 重適応型 GBN 方式の状態遷移図



ステージ  $i$  において誤りがなければ現スロットの開始時点から  $(j-1)N(i) + k$  スロット後に次の観測期間が現われる状態。

(b)  $F_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, J(i)+1 \leq j \leq J(i)+M, 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、観測期間内の現スロット (観測期間の開始時点から  $J(i)+M-j+1$  番目のスロット) で送信したデータブロックに誤りがあり、現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了する状態。

(c)  $E_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i), 1 \leq k \leq N(i)$ )

ステージ  $i$  において、観測期間内のスロットで送信したデータブロックに誤りはなかったが、現スロット (観測期間の開始時点から  $J(i)+M-j+1$  番目のスロット) で送信したデータブロックに誤りがあり、現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に現在送信中のデータブロックの送信を完了する状態。

(d)  $D_{i,j,k}$  モード ( $0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)+M, 1 \leq k \leq s(i,j)$ )

ステージ  $i$  で、観測期間の開始時点から  $J(i)+M-j+1$  番目のスロットで送信したデータブロックに誤りがあり、現スロットの開始時点から  $k$  スロット後に次の観測期間の開始時点が現われる状態。

適応型 SR 方式の場合と同様の理由から、 $T_{i,j,k}, F_{i,j,k}, E_{i,j,k}, D_{i,j,k}$  モードをそれぞれ単に  $T_{i,j}, F_{i,j}, E_{i,j}, D_{i,j}$  モードと呼ぶ。

図 4.9 において、システムが  $T_{i,j}, F_{i,j}, E_{i,j}, D_{i,j}$  モードにある確率をそれぞれ  $n_{i,j}, m_{i,j}, e_{i,j}, d_{i,j}$  とすると、定常状態では適応型 SR 方式の場合と同様に以下の式が成立する。

$$n_{i,j} = (1 - P_B(i))n_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i)+M-1 \quad (4.69)$$

$$n_{i,J(i)+M} = (1 - P_B(i)) \left\{ \sum_{j=J(i-1)+1}^{J(i-1)+M} d_{i-1,j} + n_{i+1,1} + \sum_{j=1}^{J(i)} d_{i+1,j} \right\} \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.70)$$

$$n_{0,J(0)+M} = (1 - P_B(0)) \left( n_{0,1} + \sum_{j=1}^{J(0)} d_{0,j} + n_{1,1} + \sum_{j=1}^{J(1)} d_{1,j} \right) \quad (4.71)$$

$$n_{K-1,J(K-1)+M} = (1 - P_B(K-1)) \left( \sum_{j=J(K-2)+1}^{J(K-2)+M} d_{K-2,j} + \sum_{j=J(K-1)+1}^{J(K-1)+M} d_{K-1,j} \right) \quad (4.72)$$

$$d_{i,j} = \begin{cases} e_{i,j} = P_B(i)n_{i,j+1} & \text{for } 0 \leq i \leq K-1, 1 \leq j \leq J(i) \\ m_{i,j} & \text{for } 0 \leq i \leq K-1, J(i)+1 \leq j \leq J(i)+M \end{cases} \quad (4.73)$$

$$m_{i,j} = P_B(i)n_{i,j+1} \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-1, J(i)+1 \leq j \leq J(i)+M-1 \quad (4.74)$$

$$m_{i,J(i)+M} = P_B(i) \left( \sum_{j=J(i-1)+1}^{J(i-1)+M} d_{i-1,j} + n_{i+1,1} + \sum_{j=1}^{J(i)} d_{i+1,j} \right) \quad \text{for } 1 \leq i \leq K-2 \quad (4.75)$$

$$m_{0,J(0)+M} = P_B(0) \left( n_{0,1} + \sum_{j=1}^{J(0)} d_{0,j} + n_{1,1} + \sum_{j=1}^{J(1)} d_{1,j} \right) \quad (4.76)$$

$$m_{K-1,J(K-1)+M} = P_B(K-1) \left( \sum_{j=J(K-2)+1}^{J(K-2)+M} d_{K-2,j} + \sum_{j=J(K-1)+1}^{J(K-1)+M} d_{K-1,j} \right) \quad (4.77)$$

$$\sum_{i=0}^{K-1} \left\{ N(i) \left( \sum_{j=1}^{J(i)+M} n_{i,j} + \sum_{j=1}^{J(i)} e_{i,j} + \sum_{j=J(i)+1}^{J(i)+M} m_{i,j} \right) + \sum_{j=1}^{J(i)+M} s(i,j) d_{i,j} \right\} = 1 \quad (4.78)$$

$$T_{AGB} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} N(i) \sum_{j=1}^{J(i)+M} n_{i,j} \quad (4.79)$$

上式において、 $T_{AGB}$  は適応型 GBN 方式のスループットを表す。上式を整理し、 $n_{i,J(i)+M} \equiv n_i$  と略記すると、最終的に次式が得られる。

$$n_{i+1} = \frac{1 - (1 - P_B(i))^M}{(1 - P_B(i))(1 - P_B(i+1))^{M-1}} n_i \quad \text{for } 0 \leq i \leq K-2 \quad (4.80)$$

$$\sum_{i=0}^{K-1} \left\{ N(i) \left\{ \frac{1 - (1 - P_B(i))^{J(i)+M-1}}{P_B(i)} + \frac{1}{1 - P_B(i)} \right\} + P_B(i) \sum_{j=1}^{J(i)+M} s(i,j) (1 - P_B(i))^{J(i)+M-j-1} \right\} n_i = 1 \quad (4.81)$$

$$T_{AGB} = \sum_{i=0}^{K-1} \frac{L(i)}{L(i) + H} N(i) \{1 - (1 - P_B(i))^{J(i)+M}\} n_i / P_B(i) \quad (4.82)$$

これらの式は、 $\Delta t$  に依存せず、 $n_0$  に関して解くことができる。

上式において、全ての  $i$  に対して  $L(i) = L$  とおくと、GBN 方式のスループット  $T_{GBN}$  の評価式が得られ、これは次式で与えられる。

$$T_{GBN} = \frac{L(1 - P_B)}{(L + H)(1 + JP_B)} \quad (4.83)$$

但し、 $J = [(t_s + 2t_p)C / (L + H)] + 1$  であり、 $i$  に依存しない定数  $J(i)$  を表す。この結果は、文献 [Sast75] の結果と一致する。

#### 4.2.5 数値例と考察

以下の数値例では、通信速度  $C = 4800$  b/s, ヘッダ長  $H = 6$  Byte (B), ACK と NACK の長さを 6 Byte ( $t_s = 10$  ms), 伝搬遅延時間  $t_p = 2$  ms とする。

##### (1) 適応型 SR 方式

観測期間  $M = 10$  としたときの適応型 SR 方式のスループット特性を図 4.10 に示す。図 4.10 では、 $L(i)$  の決定方法として、 $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用している。図中には、比較のため、 $L = 256$  Byte, 128 Byte, 64 Byte, 32 Byte としたときの SR 方式のスループットも示している。

図 4.10 から、適応型 SR 方式のスループットは、ビット誤り率に対して最適なデータブロック長を選択したときの SR 方式のスループットに極めて近くなっている。このことから、適応型 SR 方式では、ビット誤り率に対してデータブロック長の選択がうまく追従していることが分かる。

$M$  のスループット特性に及ぼす影響を図 4.11 に示す。この図から、 $P_b$  が小さい領域では  $M$  が小さいほど良い特性が得られ、 $P_b$  が大きくなると  $M$  が大きいほど良い特性が得られることが分かる。しかし、 $P_b$  が小さい領域では  $M$  の違いによるスループットの差はほとんどない。従って、ある程度大きめに  $M$  を設定すれば良いことが分かる。しかし、 $P_b$  の時間的変動が予想される場合には、 $M$  をあまり大きくしすぎると、 $P_b$  の変動にすぐに追従できない可能性がある。

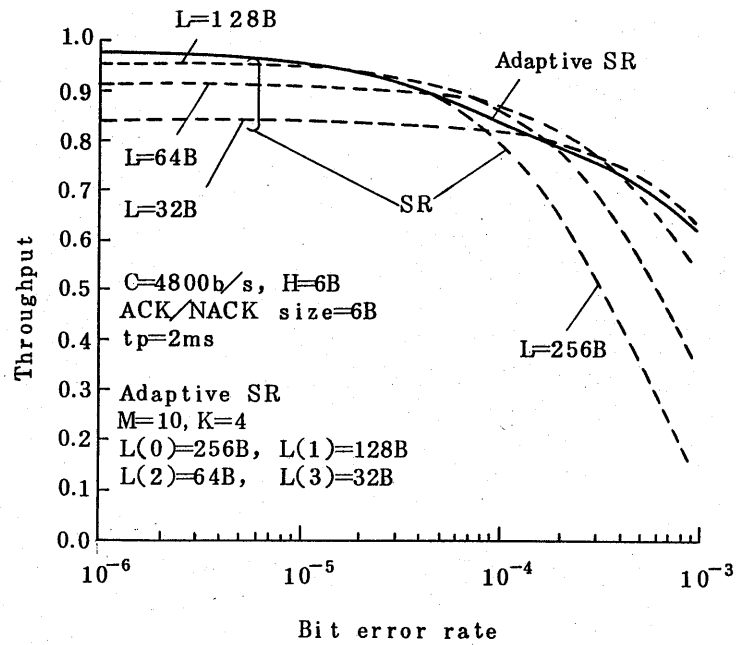


図 4.10: 全 2 重適応型 SR 方式のスループット特性

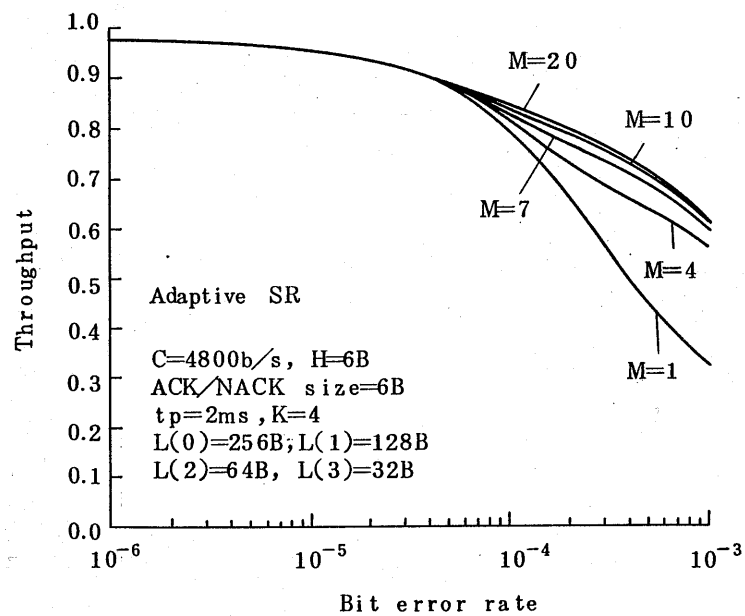


図 4.11: 観測期間  $M$  のスループット特性に及ぼす影響

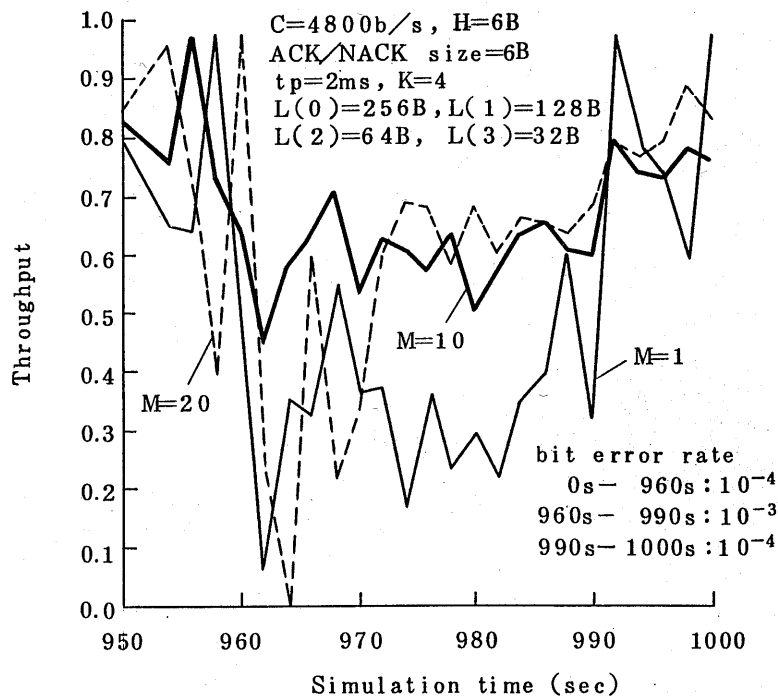


図 4.12: ビット誤り率の時間的変動のスループット特性に及ぼす影響

これを調べるために、 $P_b$  の時間的変動がスループット特性に及ぼす影響を図 4.12 に示す。図 4.12 は、 $M = 1, 10, 20$  に対して 1000 秒のシミュレーションを行ったものであり、960 秒～990 秒の期間では  $P_b = 10^{-3}$ 、その他の期間では  $P_b = 10^{-4}$  としている。図 4.12 から、 $M = 1$  のときにはスループットの変動が大きくなっている。 $M = 20$  のときには  $P_b$  の劣化直後のスループットの落込みが大きくなっている。一方、 $M = 10$  のときは、他と比べて  $P_b$  の変動に対して旨く追従している。従って、あまり  $M$  を大きくしすぎると、 $P_b$  の変動にすぐに追従できないことが分かる。

## (2) 適応型 GBN 方式

図 4.13 では、 $M = 10$  とし、 $L(i)$  の決定方法として、 $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用したときの適応型 GBN 方式のスループットを示している。図中には、比較のため、データブロック長  $L = 256$  Byte, 128 Byte, 64 Byte, 32 Byte とした場合の GBN 方式のスループットも示している。

図 4.13 では、適応型 GBN 方式のスループットは、 $P_b = 10^{-4}$  程度では最適なデータブロック長を選択したときの GBN 方式のスループットとの差が若干大きくなっているものの、他の  $P_b$  に対してはその差は小さくなっている。このことから、適応型 GBN 方式では、ビット誤り率に対してデータブロック長の選択がうまく追従していることが分かる。

観測期間  $M$  のスループット特性に及ぼす影響については、適応型 SR 方式と同様のことが言える。

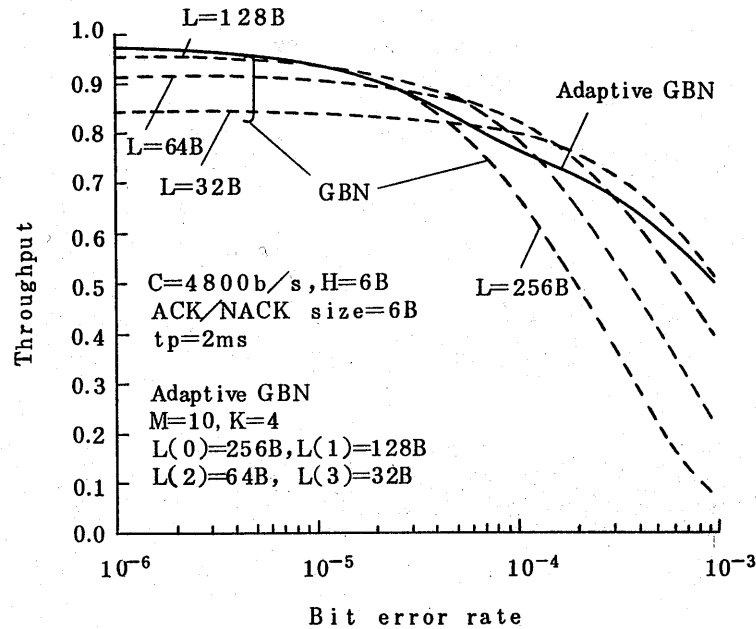


図 4.13: 全 2 重適応型 GBN 方式のスループット特性

### (3) 性能比較

適応型 SR 方式及び適応型 GBN 方式と SR 方式, GBN 方式, Sastry の方式 [Sast75], Morris の方式 [Morr78], Birrel の方式 [Birr81], Moeneclaey と Bruneel の方式 [Moen84], SR+ST 方式 [Mill8 SR+GBN 方式 [Mill81], Weldon の方式 [Weld82], とのスループットの比較を行う. Sastry の方式, Morris の方式, Birrel の方式, Moeneclaey と Bruneel の方式については, ビット誤り率が大きいときに優れた性能を示す方式として考案されたものである. このうち, Birrel の方式は, 同一データブロックの繰り返し送信回数を 1 とすれば GBN 方式になる. SR+ST 方式と SR+GBN 方式は, 誤り回数によって SR 方式から ST 方式または GBN 方式に移行する方式であり, SR 方式が無限バッファを必要とするのに対し, 有限バッファによって実現可能である. SR+ST 方式には方式 1 と方式 2 とがあるが [Mill81], 本節では効率の良い方式 1 を対象とする. Weldon の方式は, 本節の方式と同様にビット誤り率によって制御方式を可変とするものであり, 具体的には, 伝送誤りの有無によって同一データブロックの繰り返し送信回数を変化させる.

これらの方式のスループット特性の比較を図 4.14 に示す. 図 4.14 では, 最大データブロック長を 256 Byte, 観測期間  $M = 10$  としている. 即ち, SR 方式と GBN 方式のデータブロック長は 256 Byte と固定である. 適応型 SR 方式及び適応型 GBN 方式では,  $L(i)$  の決定方法として,  $K = 4$ ,  $L(0) = 256$  Byte,  $L(1) = 128$  Byte,  $L(2) = 64$  Byte,  $L(3) = 32$  Byte を採用している. Birrel の方式では, 同一データブロックの繰り返し送信回数を 3 としている. Weldon の方式では, 同一データブロックの繰り返し送信回数を 3, レベル数を 3 としている. 即ち, レベル 0 では, もし ACK が受信されたら, 新しいデータブロックを 1 個送信する. レベル 1 では, もしデータブロック送信に誤りがあれば, そのデータブロックを 3 回繰り返して送信する. レベル 2 では, 3 個のデータブロック全てに誤りがあれば, 再び 3 回繰り返して送信する. データブロックが正しく受信されるまでレベル 2 に留まる. このとき, 繰り返し送信回数を 1 とすれば, Weldon の方式は SR 方式になる. SR+ST 方式及び SR+GBN 方式では, それぞれ SR 方式から ST 方式または GBN 方式へ移

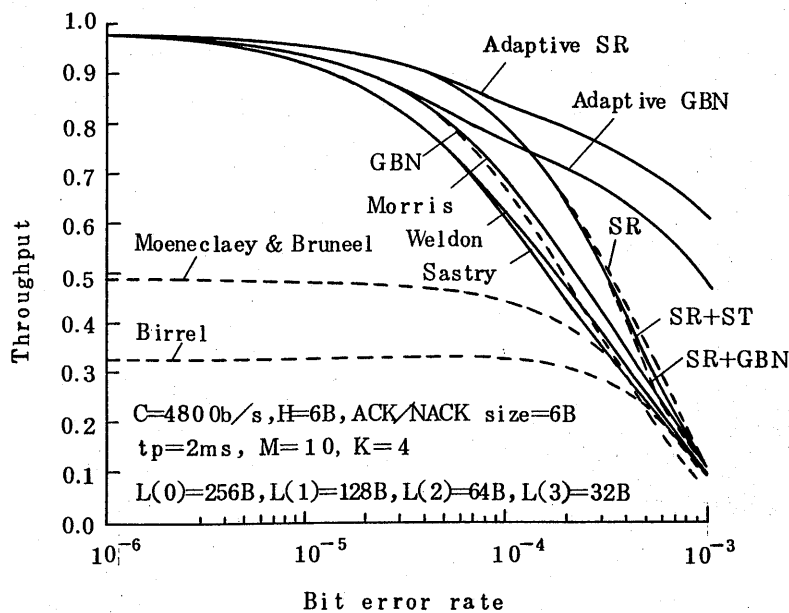


図 4.14: 全 2 重 ARQ 方式のスループット特性の比較

行する誤り回数を 3 としている。なお、これらのパラメータ値を若干振らせても、本節で得られる定性的な関係は変わらない。

図 4.14 では、 $P_b \geq 3 \times 10^{-5}$  程度の領域では適応型 SR 方式が最も良いスループット特性を示している。それ以下の領域では、SR 方式が最も良いスループット特性を示すが、適応型 SR 方式の特性との差は極めて小さい。 $P_b \geq 10^{-4}$  程度になると適応型 SR 方式の次に適応型 GBN 方式が良いスループット特性を示す。それより大きい領域では適応型 SR 方式が最も良いスループット特性を示している。GBN 方式は、 $P_b$  が十分小さい領域で適応型 GBN 方式よりも大きいスループットを示しているが、その差は極めて小さい。 $P_b$  が大きくなると、GBN 方式は大きくスループットが劣下し、 $P_b \geq 4.5 \times 10^{-4}$  程度になると最も悪くなる。一方、適応型 GBN 方式は、適応型 SR 方式と同様に  $P_b$  の変化に対するスループットの劣下の度合いが小さい。

SR+ST 方式と SR+GBN 方式のスループットは、 $P_b$  の増加に伴い、SR 方式のそれとの差が大きくなっている。しかし、この差は、SR 方式から ST 方式または GBN 方式へ移行する誤り回数を増加することにより小さくすることができる。Weldon の方式のスループットは Sastry の方式のそれと同程度になっている。 $P_b \leq 6 \times 10^{-4}$  程度では Weldon の方式、 $P_b$  がそれより大きくなると Sastry の方式の方が良くなっている。

以上から、前節の半 2 重の場合と同様に回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質が予め予想できないような状況では、適応型 SR 方式及び適応型 GBN 方式は他方式よりも優れていると言える。また、図 4.14 から分かるように、これら適応型 ARQ 方式以外の方式は、SR 方式よりも良いスループット特性を得ることはできない。

#### 4.2.6 むすび

本節では、全 2 重回線を使用するとした場合の適応型 ARQ 方式の制御方式として、観測期間を設けて、この観測期間に送信したデータブロックに誤りがあればデータブロック長を小さくし、誤

りがなければデータブロック長を大きくする方式を提案した。半2重回線を使用するとした場合と同様に、この場合にも既存設備との共存(即ち、従来方式に何等影響を与えず、通信すること)を保つことは可能である。この方式をSR方式とGBN方式に適用して、そのスループット解析を行い、パラメータの特性に及ぼす影響について考察するとともに、同一条件の下で他方式との性能比較を行った。

その結果、適応型ARQ方式は、データブロック長を固定とした方式において最適なデータブロック長を静的に選択した場合のスループット特性に極めて近い特性を示した。また、観測期間が大きいほどスループットは大きくなるが、ビット誤り率の時間的変動に対しては、その追従の早さから観測期間の最適な長さが存在することが明かとなった。更に、適応型ARQ方式は、前節の半2重回線を使用するとした場合と同様に、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質があらかじめ予想できないような状況において、他方式よりも優れていることを示した。

本節では、観測期間を一定個数のデータブロックが送信できる期間にしたが、可変とすることも可能である。可変の場合の評価については今後の課題である。また、本節では、制御が簡単なデータブロック長の決定方法を採用したが、最適な方法を見いだすことも残された課題である。更に、本節の適応制御方式は、SR方式やGBN方式以外の方式にも適用可能であると考えられ、その場合の性能についても評価する必要がある。

## 第 5 章

### 平衡点解析による動特性解析

#### 5.1 アロハ形予約方式

##### 5.1.1 まえがき

衛星パケット通信網については、これまでに多くの研究がなされており、実験システムの構成を経て [Jaco78], [Taka80], 米国や我が国においても実際にサービスが開始されるまでに至っている。衛星パケット通信網の構成に際して最も問題となるのは、衛星チャネルのアクセス方式の選択である。この選択は、網に接続される情報源の統計的性質に依存するが、要求される性能や許容されるシステムの複雑さなども十分に考慮して決定されなければならない。計算機通信における代表的なトラヒックである発生確率の小さなメッセージに対しては、何らかの形でチャネルを共有したアクセス方式を用いることが望ましい。この場合、短いメッセージに対してはアロハ方式が、長いメッセージに対しては予約方式が適している [Lam 79]。中でも長いメッセージを発生する多数の局が存在する場合には、ある程度のシステムの複雑さが許容されるならば、アロハ形予約チャネルを用いた予約方式（以下、アロハ形予約方式と略す）が優れている [Lam 79]。この種の方式には、Roberts の予約方式 [Robe73]、C-PODA 方式 [Jaco78]、PR-ALOHA 方式 [Ono 80]、文献 [Suda80] の方式などがある。これらの方式では、予約チャネルにおいて、アロハ形システムの特徴であるチャネルの不安定現象が現れるので、その性能解析に際してはこのことをも考慮する必要がある。

上記の方式のうち、Roberts の予約方式と PR-ALOHA 方式については、いわゆる S-G 解析の手法 [Fuku78] を用いてスループット及び平均遅延特性が求められ、フレーム長が性能に及ぼす影響なども明らかにされている。しかし、これらの性能解析は、システムの安定性を考慮しない静特性に関するものである。また、文献 [Suda80] の方式についても静特性しか求められていない。静特性解析によってシステムの性能は一応は明らかになる。しかし、実際のシステム設計に際して必要となる安定性をも考慮した上での予約パケットの再送確率やフレーム長の決定方法については、静特性解析は無力であり、動特性解析を行うことが必要となる。

本節は、このような予約方式の動特性を求め、システムの安定性をも考慮しながら良好な性能が得られるようなフレーム長と予約パケットの再送確率の決定方法を明らかにしたものである。本節で検討する予約方式は、Roberts の予約方式において、予約されたパケット数が 0 となってもチャネルが予約用スロットのみのアロハ状態 [Robe73] になることをなくしたものである。即ち、1 フレームに 1 回周期的に予約用スロットが現れる固定長フレームの方式であり、実質的には PR-



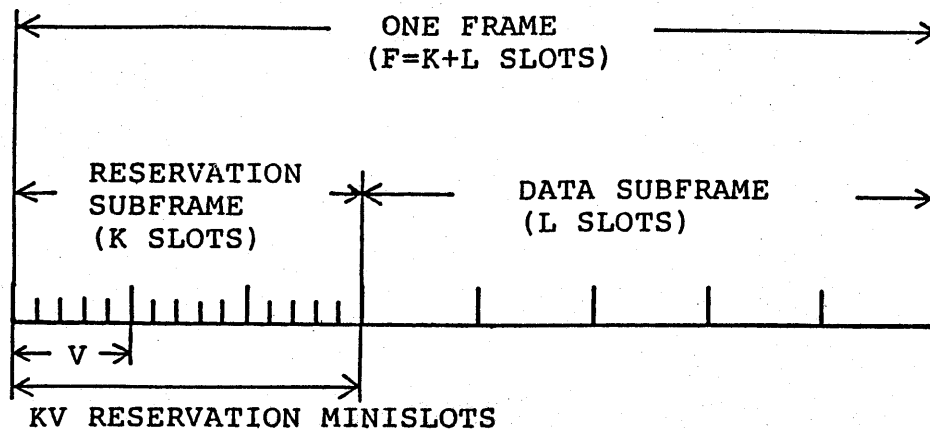


図 5.1: アロハ形予約方式におけるフレーム構成

ALOHA 方式と同じものである。

以下, 5.1.2 で解析の容易な近似モデルを構成し, 5.1.3 でそのモデルに福田によって提案された一つの近似解析手法である平衡点解析 [Fuku78] を用いて動特性を求めている. 続いて 5.1.4 で, 数値計算やシミュレーションを行い, 理論の近似の精度について検討する. 更に, 予約方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性, 安定性, フレーム長や予約パケットの再送確率が性能に及ぼす影響などについて考察する.

### 5.1.2 モデル化

本節で検討する予約方式 (reservation system) は, 図 5.1 に示すように, データパケット長に等しいスロット (slot) に分割された衛星チャネルにおいて, 一定数  $F$  個のスロットをまとめてフレーム (frame) が構成される. フレームの最初の  $K$  個のスロットを予約用スロット (reservation slot) とし, 残り  $L$  個のスロットをデータパケット伝送用のデータスロット (data slot) としたものである ( $F = K + L$ ). 予約用スロットは, 更に  $V$  個の予約用小スロット (reservation minislot) に分割されている.

あるフレームにおいてメッセージを発生した局は, 次のフレームの  $KV$  個の予約用小スロットにフレーム付アロハ (framed-ALOHA) [Furu80a] の形式で, 即ち  $KV$  個のうちの 1 個を等確率でランダムに選んで予約パケットを送信する. 予約パケットには, 発生したメッセージを構成するパケットの数に等しい個数のデータスロットを要求する予約情報が含まれている. 送信された予約パケットは, 衛星チャネルの放送性によりすべての局によって受信される. 従って, 送信に成功するとすべての局は送信した局の要求を知ることができるので, システム全体に共通に一つ存在する論理的な待ち行列が構成される. 送信の成功によってこの待ち行列に加わった局は, 先着順にデータスロットを使用してメッセージを送信する. 一方, 予約パケットの送信に失敗すると, 以後のフレームでその再送を行う. なお, 以後本節において単にスロットというときには, 予約用スロット及びデータスロットの両方を意味するものとする.

このシステムをモデル化するために次の仮定を置く.

(A1) システムは  $M$  個の局を持つ.

(A2) 各局は、各スロットにおいて独立に、確率  $\sigma$  で一つのメッセージを発生する (すなわち、各局におけるメッセージの発生間隔は、平均  $1/\sigma$  スロット長の幾何分布をする.)。

(A3) 1 メッセージに含まれるパケット数は、平均  $a$ 、分散  $b$  (変動係数  $C_m = \sqrt{b/a}$ ) の一般分布をする。

(A4) 各局は、一つのメッセージの伝送が完了するまでは、次のメッセージを発生しない。

(A5) 衛星チャネルは、 $R$  スロットの round-trip 伝搬遅延を含む。

(A6) パケットの誤りは、互いの衝突によってのみ起こるものとし、他の誤りは無視する。

(A7) 予約パケットの送信は、メッセージを発生したフレームの次のフレームで行う。また、予約パケットの再送は、その送信の失敗を知ったフレームの次のフレーム以降の予約用スロットにおいて、確率  $\beta$  で行う<sup>1</sup>。

本プロトコルにおけるメッセージの送信の一例を図 5.2 に示しておく。これは、 $F = 5$ ,  $K = 2$ ,  $V = 3$ ,  $L = 3$ ,  $R = 4$  のときに、一つの局が 3 パケットから成るメッセージを送信する場合を示したものである。図 5.2 において、局は、2 回目のランダムアクセスで予約パケットの送信に成功している。また、その予約パケットの受信時には、待ち行列内に 2 パケットが送信待ちの状態であったと仮定されている。

図 5.2 から分かるように、上記の条件の下では、システムの状態はスロット単位で変化すると考えられる。しかし、スロット毎に状態遷移が起こるとしたモデルを構成するのは困難であるので、フレームの開始時点だけに着目して、状態遷移がフレーム毎に起こるとした近似モデルを構成することにする。そこで、次のフレームにおける状態は、現フレームの状態にのみ依存すると近似する。このとき、各局は、フレームの開始時点において確率

$$\alpha = F\sigma \quad (5.1)$$

でメッセージを発生するものとする。メッセージを発生した局は、そのフレーム内で予約パケットの送信を行う。

また、仮定 (A5) より、予約パケットの送信の正否は  $R$  スロット後に知ることができる。しかし、システムの状態遷移がフレーム毎に起こると近似したので、このことをフレーム単位で考えることが必要である。図 5.2 から分かるように、予約パケットの送信の正否を知るに至るフレームの位置は、その予約パケットが送信された位置に依存する。そこで、まず、次式を満足するような整数値  $J$  を考える。

$$JF \leq R \leq (J+1)F - 1 \quad : \quad J = 0, 1, 2, \dots \quad (5.2)$$

この  $J$  を用いて、整数値  $K_0$  を次のように定義する。

$$K_0 = \min[(J+1)F - R, K] \quad (5.3)$$

このとき、 $K$  個の予約用スロットのうち最初の  $K_0$  個の予約用スロットにおいて予約パケットを送信する (確率  $K_0/K$  で) 局は、そのフレームから  $J$  フレーム後にその正否を知ることができる。一

<sup>1</sup> 予約用スロットにおいて、メッセージを発生する局と予約パケットの送信の失敗を知る局は、そのフレームで予約パケットを送信することも可能である。ここでは、解析の簡単のため、それらの局は次のフレームから予約パケットの送信 (または再送) が可能になると仮定する。しかし、 $\sigma \ll 1$ ,  $\beta < 1$  のときには、両者の性能に大差はないと考えられる。

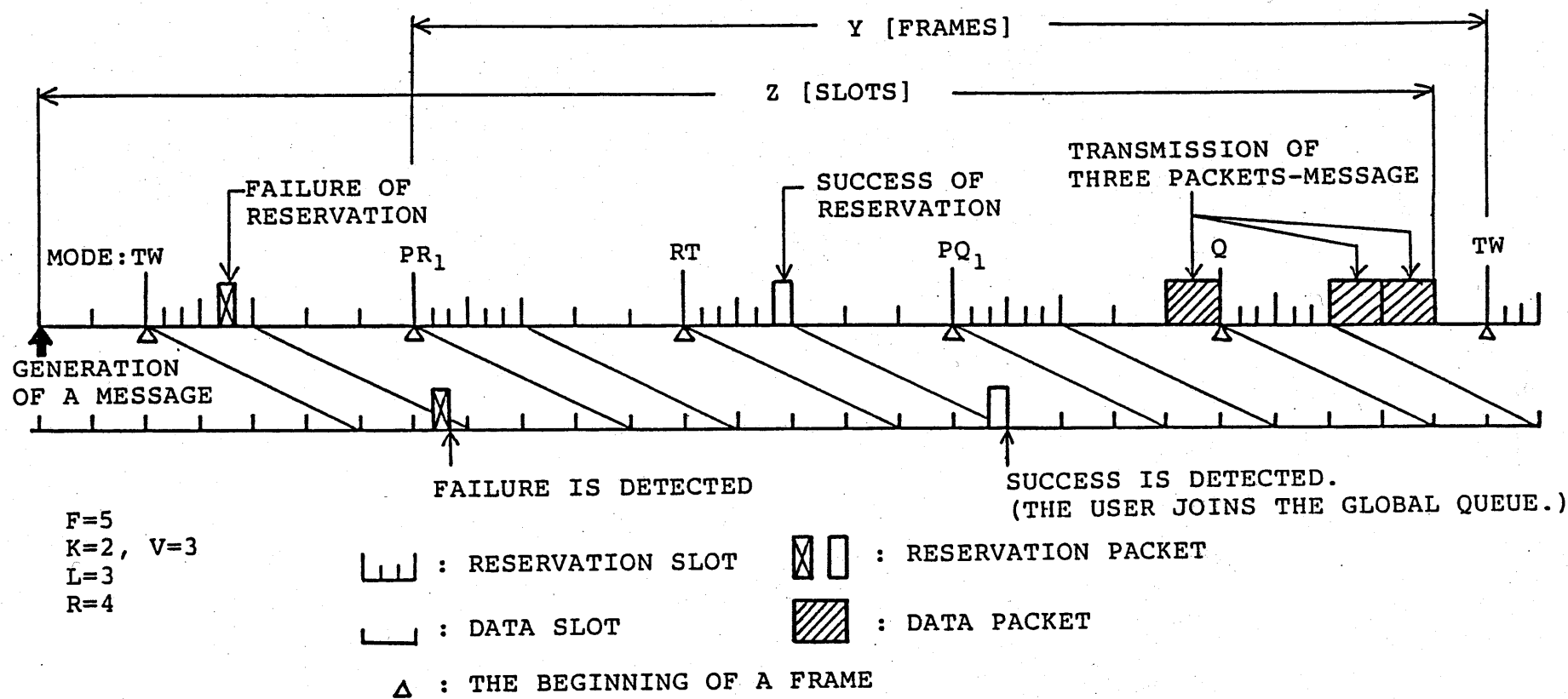


図 5.2: アロハ形予約方式による一つの局のメッセージ送信の例

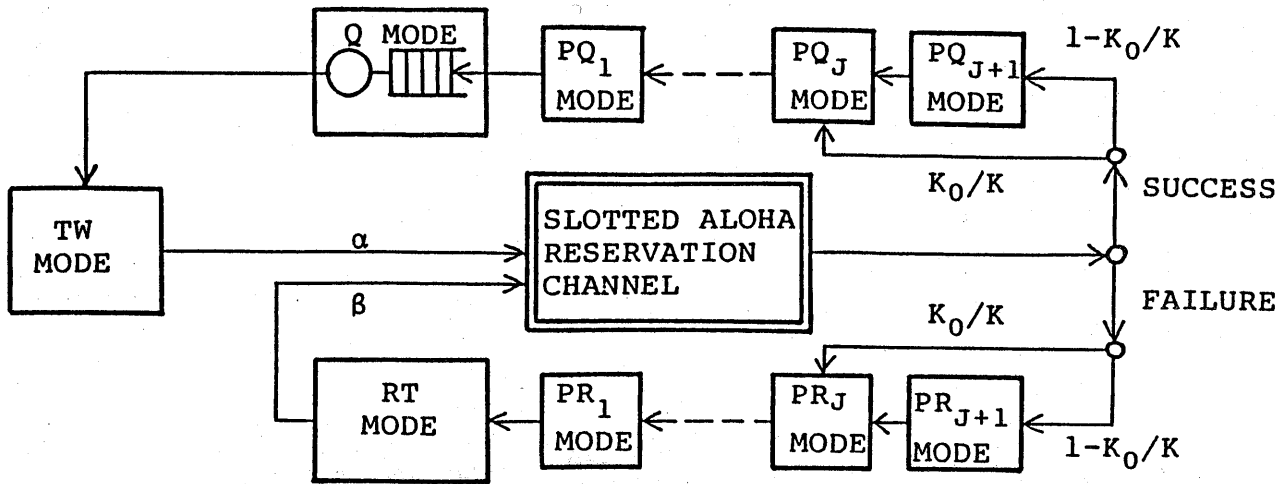


図 5.3: アロハ形予約方式の近似モデル

方, 残り  $(K - K_0)$  個の予約用スロットにおいて予約パケットを送信する (確率  $1 - K_0/K$  で) 局は,  $(J + 1)$  フレーム後にその正否を知ることになる. 図 5.2 では,  $J = 0, K_0 = 1$  となっている.

上の議論から, 図 5.3 のモデルが得られる. このモデルにおいて, 各局は, TW, Q,  $PQ_i$  ( $1 \leq i \leq J + 1$ ), RT 及び  $PR_i$  ( $1 \leq i \leq J + 1$ ) の  $(2J + 5)$  個のモード (mode) のいずれかの状態にある. まず, TW モードは, 送信すべきメッセージがなく, フレーム当り確率  $\alpha$  でメッセージを発生しうる状態である. Q モードは, 予約パケットの成功を確認し, システム全体に共通の待ち行列に加わっている状態である. RT モードは, 予約パケットの送信の失敗を確認し, フレーム当り確率  $\beta$  で予約パケットの再送を行う.  $PQ_i$  モードは, Q モードの前状態であり, 予約パケットの送信に成功したが伝搬遅延が存在するためそれを知らず, 成功の確認を待っている状態である.  $PQ_i$  モードの局は, 次のフレームで確率 1 で  $PQ_{i-1}$  モードに入る.  $PR_i$  モードは, RT モードの前状態であり,  $PQ_i$  モードと同じく伝搬遅延の影響を表している. なお, 図 5.2 には, 参考のため, 対象としている局のモード遷移を示してある.

### 5.1.3 平衡点解析

図 5.3 のモデルでは, スロット付アロハ予約チャネルへの入口が二つあるので, 解析の簡単のため, 文献 [Tasa80a] と同様にして入口を一つにまとめると,  $\alpha \leq \beta$  の場合には図 5.4 のモデルが得られる.  $\alpha > \beta$  の場合にも同様に变形できる [Tasa80a]. 図 5.4 において, TR, Q モードにおける局数を, それぞれ  $n_1, n_2$  とし,  $PQ_i, PR_i$  モード (但し,  $1 \leq i \leq J + 1$ ) における局数を, それぞれ  $m_i, l_i$  とする. このとき, 状態ベクトル  $\mathbf{n} \equiv (n_1, n_2, m_i, l_i : 1 \leq i \leq J + 1)$  は, フレーム毎に状態遷移が起きるマルコフ連鎖となる (“ $\equiv$ ” は定義を意味する). このマルコフ連鎖は, 極めて多くの状態を持つので, その解析には平衡点解析の手法 [Fuku78] を適用する. 平衡点解析は, システムの状態を変化させようとする確率的な力がつり合う状態 (平衡点) を求め, システムは常に平衡点にあるものとして解析を行う近似解析手法である. 平衡点解析の原理と適用の仕方については, 文献 [Fuku78], [Tasa80a, c], [Furu80a, b] を参照されたい.

まず, あるフレームでシステムが状態  $\mathbf{n}$  にあるとき, スロット付アロハチャネルで予約パケット

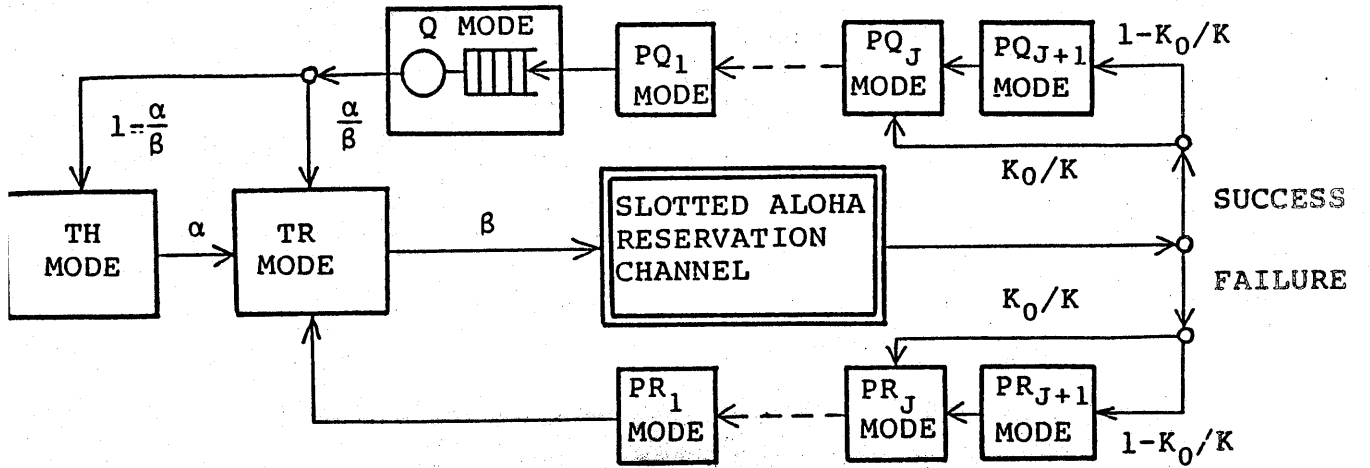


図 5.4: 図 5.3 の変形モデル ( $\alpha \leq \beta$ )

の送信に成功する局の平均個数  $F_R(n)$  は、文献 [Tasa80a], [Furu80a] と同様にして、

$$F_R(n) = n_1 \beta (1 - \beta/V)^{n_1-1} \quad (5.4)$$

となる。更に、1 フレームの間に Q モードを出ていく局の平均個数を  $X(n)$  で表すことにする。このとき、各モードにおける局の平均増加数を求めて 0 とおき、独立な式をまとめると次のようになる。

$$(1 - \alpha/\beta)X(n) - \{M - n_1 - n_2 - \sum_{i=1}^{J+1} (m_i + l_i)\}\alpha = 0 \quad (5.5)$$

$$(1 - K_0/K)F_R(n) - m_{J+1} = 0 \quad (5.6)$$

$$m_1 = m_2 = \dots = m_J = m_{J+1} + (K_0/K)F_R(n) \quad (5.7)$$

$$m_1 - X(n) = 0 \quad (5.8)$$

$$(1 - K_0/K)(n_1 \beta - F_R(n)) - l_{J+1} = 0 \quad (5.9)$$

$$l_1 = l_2 = \dots = l_J = l_{J+1} + (K_0/K)(n_1 \beta - F_R(n)) \quad (5.10)$$

式 (5.5) は TH モード、式 (5.6), (5.7) は  $PQ_i$  モード、式 (5.8) は Q モード、式 (5.9), (5.10) は  $PR_i$  モードに関する式である。上式を整理すると、次式が得られる。

$$F_R(n) - X(n) = 0 \quad (5.11)$$

$$n_1 = \frac{M - n_2 - (1/\alpha - 1/\beta)X(n)}{1 + J\beta + (1 - K_0/K)\beta} \quad (5.12)$$

上式の非負の実数解が平衡点  $\mathbf{n} \equiv (n_{1e}, n_{2e}, m_{ie}, l_{ie})$  である。これを求めるためには、 $X(n)$  と  $n_2$  とを具体的に与えることが必要である。しかし、これを厳密に計算するのは困難であるので、取り扱いが容易な式で近似することを考える。

Q モードの待ち行列系は、客がフレーム周期で周期的に、しかも集団で到着する集団到着個別処理待ち行列 [Fuji80] である  $D^{[X]}/G/1$  とみなすことができる<sup>2</sup>。一つの到着集団に含まれる客数は、

<sup>2</sup>文献 [Tasa81a, b] では、メッセージ内パケット数が幾何分布をする場合に、Q モードの待ち行列系を  $M/M/1$  形で近似しているが、本節のように  $D^{[X]}/G/1$  形を用いる方が汎用性があり、近似の精度も高い。

一つのフレームの予約用スロットで予約パケットの送信に成功する局数で与えられ、ランダムに変化する。そこで、本節では、一人の客が  $GI^{[X]}/G/1$  待ち行列内に留まる平均時間  $T$  に関して得られている次の近似式 [Fuji80] を利用する。

$$T = h + \frac{\rho h}{2(1-\rho)}(\hat{C}_f^2 + \hat{C}_h^2)\phi + \frac{(g^{(2)} - g)h}{2g} \quad (5.13)$$

$$\phi \equiv \exp\left\{-\frac{2(1-\rho)}{3\rho} \cdot \frac{(1 - \hat{C}_f^2)^2}{\hat{C}_f^2 + \hat{C}_h^2}\right\}, \quad \hat{C}_f \leq 1 \quad (5.14)$$

$$\rho = \lambda gh \quad (5.15)$$

$$\hat{C}_f^2 \equiv (1 - g_0)C_f^2 + g_0 \quad (5.16)$$

$$\hat{C}_h^2 \equiv (1 - g_0)(\text{Var}[\chi]/g + C_h^2)/g - g_0 \quad (5.17)$$

上式にて、 $\rho$  は窓口利用率、 $\lambda$  は集団の平均到着率、 $h$  は平均サービス時間、 $C_f, C_h$  はそれぞれ到着間隔、サービス時間の変動係数を表している。また、 $\chi$  は一つの到着集団に含まれる客数を表す不規則変数であり、次の諸量が定義されている。

$$g_0 \equiv P_r[\chi = 0], \quad g \equiv E[\chi], \quad g^{(2)} \equiv E[\chi^2] \quad (5.18)$$

以上の関係式を Q モードの待ち行列系に適用する。但し、本節で用いているモデルでは時間の単位をフレームとしているので、時間に関する量は全てフレーム単位で考えなければならない。まず、到着はフレーム毎の一定到着であるので、 $\lambda = 1, C_f = 0$  となる。次に、 $\chi$  は平均  $F_R(n_e)$  のポアソン分布をすると仮定すると、次式が得られる。

$$g_0 = \exp\{-F_R(n_e)\}, \quad g = \text{Var}[\chi] = F_R(n_e), \quad g^{(2)} = F_R(n_e) + \{F_R(n_e)\}^2 \quad (5.19)$$

このポアソンの仮定による誤差は、 $V$  があまり小さくない限りそれ程大きくはない。更に、サービス時間については、5.1.2 の仮定 (A3) より、平均  $a$  スロット、分散  $b$  (スロット)<sup>2</sup> となる。これをフレーム単位に換算するに際しては、1 フレーム  $(L+1)$  スロットのうち実際にデータパケットに対してサービス可能なのは  $L$  スロットだけであるので、1 フレームを  $L$  スロットとみなす。そうすると、サービス時間の平均は  $a/L$  フレーム、分散は  $b/L^2$  (フレーム)<sup>2</sup> となり、

$$h = a/L \text{ [フレーム]}, \quad C_h^2 = b/a^2 = C_m^2 \quad (5.20)$$

となる。従って、 $\rho$  は次式で与えられる。

$$\rho = aF_R(n_e)/L \quad (5.21)$$

式 (5.19) ~ (5.21) を用いると、 $T$  に関する次の式が得られる。

$$T = \frac{a}{L} + \frac{a^2(1 - e^{-L\rho/a})(1 + C_m^2)}{2L^2(1 - \rho)} \cdot \exp\left\{-\frac{2L(1 - \rho)(1 - e^{-L\rho/a})}{3a(1 + C_m^2)}\right\} + \frac{\rho}{2} \quad (5.22)$$

Q モードにある局の平均個数  $\bar{n}_2$  は、リトルの公式を用いると、

$$\bar{n}_2 = F_R(n_e)T \quad (5.23)$$

となり,  $X(n_e)$  は次式で近似できる.

$$X(n_e) = \rho/h = L\rho/a \quad (5.24)$$

$\bar{n}_2$  を  $n_{e2}$  で近似し, 以上得られた関係式を用いると, 平衡点方程式 (5.11), (5.12) は次のようになる.

$$n_1\beta\{1 - \beta/(KV)\}^{n_1-1} - L\rho/a = 0 \quad (5.25)$$

$$n_1 = \frac{M - n_2 - (1\alpha - 1/\beta)L\rho/a}{1 + J\beta + (1 - K_0/K)\beta} \quad (5.26)$$

$$n_2 = \rho + \frac{a\rho(1 - e^{-L\rho/a})(1 + C_m^2)}{2L(1 - \rho)} \cdot \exp\left\{-\frac{2L(1 - \rho)(1 - e^{-L\rho/a})}{3a(1 + C_m^2)}\right\} + \frac{L\rho^2}{2a} \quad (5.27)$$

但し, 上式では, 簡単のため, 平衡点を表す添字  $e$  は省略してある. 上式が  $\rho$  のみの一変数の方程式となることは明かである. ここで, スループット  $S$  を 1 スロット当り正しく伝送される平均データパケット数と定義し, これを平衡点におけるそれで近似する. これは, 上式の解  $\rho$  を用いて,

$$S = L\rho/F \quad [\text{パケット} / \text{スロット}] \quad (5.28)$$

と表される. 式 (5.25) ~ (5.27) の解が複数個あるときには, スループットが最小のものを選ぶことにする [Fuku78].

次に, 平均メッセージ遅延  $D_m$  を, メッセージが発生してから正しく受信されるまでの平均スロット数と定義して, これについて考察する. まず, 一つの局が TW モードを出てから再び TW モードに戻るまでのフレーム数を  $Y$  と置く. この平均値を  $E[Y]$  と書くと, これは, 図 5.3 のモデルにリトルの公式を適用して, 次のように表される.

$$E[Y] = aM/(FS) - 1/\alpha \quad [\text{フレーム}] \quad (5.29)$$

また, 一つのメッセージが発生してからその最後のパケットの送信が完了するまでのスロット数を  $z$  とする. 更に, メッセージの発生がフレーム内の第  $i$  スロットで起こり, 送信の完了が第  $j$  スロットで起こるという条件の下での  $z$  の平均値を  $E[z|i, j]$  と表す. 図 5.2 から分かるように, これは次式で与えられる.

$$E[z|i, j] = F(E[Y] + 1) - i + j + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (5.30)$$

ここで,  $i$  と  $j$  は互いに独立であり,  $i$  は  $1 \leq i \leq F$  で一様分布し,  $j$  は  $K + 1 \leq j \leq F$  で一様分布していると近似する. この条件を用いて, 上式を  $i, j$  について平均すると,

$$E[z] = F(E[Y] + 1) + K/2 + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (5.31)$$

となる.  $D_m$  は, その定義から,  $D_m = E[z] + R$  で与えられる. この式に式 (5.1), (5.29), (5.31) を代入すると, 最終的に次式を得る.

$$D_m = aM/S - 1/\sigma + F + K/2 + R + 1 \quad [\text{スロット}] \quad (5.32)$$

#### 5.1.4 数値例とシミュレーション

ここでは、本節で得られた理論式を用いて数値計算を行い、シミュレーションによって理論の近似の精度について検討すると共に、予約方式の性能について考察する。まず、対象とするトラヒックは、文献 [Robe73] と同様に単一パケットメッセージと 8 パケットメッセージとの混合とし、各局においてこれら 2 種類のメッセージがある一定の比率で発生するものとする。このようなトラヒック混合 (traffic mix) に対する予約方式の性能の例を図 5.5 ~ 図 5.7 に示す。これは、 $M = 100$ ,  $R = 12$ ,  $K = 2$ ,  $V = 6$ ,  $\sigma = 0.002$  のときの  $\beta$  に対するスループット及び平均メッセージ遅延の理論値と 10000 フレーム分のシミュレーション結果とを示したものである。図 5.5 ~ 図 5.7 は、それぞれ  $F = 17$  (このとき、式 (5.2), (5.3) から、 $J = 0$ ,  $K_0 = 2$ )、 $F = 13$  ( $J = 0$ ,  $K_0 = 1$ )、 $F = 9$  ( $J = 1$ ,  $K_0 = 2$ ) の場合に対応している。図 5.5 には、単一パケットメッセージと 8 パケットメッセージの発生比率として次の 3 種類のものが示してある。

- (1) 1 : 0 (単一パケットメッセージのみ.  $a = 1$ ,  $b = 0$ )
- (2) 1 : 1 (両者が等確率で発生.  $a = 4.5$ ,  $b = 12.25$ )
- (3) 0 : 1 (8 パケットメッセージのみ.  $a = 8$ ,  $b = 0$ )

図 5.5 には、 $\beta > 0.631$  なる領域でアロハ形システムの特徴である双安定現象が現れている。この領域において、実線はスループットが小さい方の安定平衡点 [Klei75a]、破線は大きい方のそれを選んだときの理論値を表している。図 5.5 において、理論値とシミュレーション値とは全般によく一致している。但し、安定領域において、双安定領域に近づくにつれて平均メッセージ遅延の誤差が若干大きくなっている。これは、平衡点が極大値の近傍に来ているためであり、平衡点解析には特有の現象である [Fuku78], [Tasa80a, c], [Furu80a, b]。なお、シミュレーションにおいて、黒く塗りつぶしてある方は全ての局の初期状態を RT モードとした結果であり、塗りつぶしてない方は初期状態を T モードとしたものである。従って、システムが安定な場合には、初期状態をどちらに選ぼうとも結局は平衡点の近傍に留まることが分かる。一方、双安定特性を示す場合には、10000 フレーム程度のシミュレーションでは、システムは初期状態によってどちらか一方の安定平衡点の近傍にのみ留まっている。図 5.6, 図 5.7 では、全ての  $\beta$  に対してシステムは安定となっている。この場合にも、理論値とシミュレーション値はよく一致している。以上のことから、理論はシステムの安定性に関しても正確であることが分かる。従って、本節の理論は、システムのモデル化や解析の際に大幅な近似を行って得られたものであるにもかかわらず、スループット、平均メッセージ遅延及びシステムの安定性の評価には十分役に立つものであるといえよう。

安定性に関して図 5.5 ~ 図 5.7 より更に分かることは、システムが不安定となる  $\beta$  の値は平均メッセージ長にはほとんど依存せず、 $F$  と  $K$  の値によって決定されているということである<sup>3</sup>。このことは、同じくフレーム構成のチャネルを用いている予約アロハ衛星パケット通信システムの安定性が平均メッセージ長に大きく依存する [Tasa80c] ことと対象的である。予約方式においてこのような現象が生じるのは次の理由による。まず第 1 に、メッセージ長のいかにかわらず一つのメッセージに一つの固定長の予約パケットが対応し、システムの安定性を決定するのは予約パケットのランダムアクセス動作であり、メッセージそのものには依存しないことである。次に、この予

<sup>3</sup> フレーム長によっては、システムが不安定となる  $\beta$  の値の平均メッセージ長に対する依存度が図 5.5 の場合よりも大きくなることもある。しかし、その依存度は  $F$  と  $K$  に対するものと比べれば極めて小さい



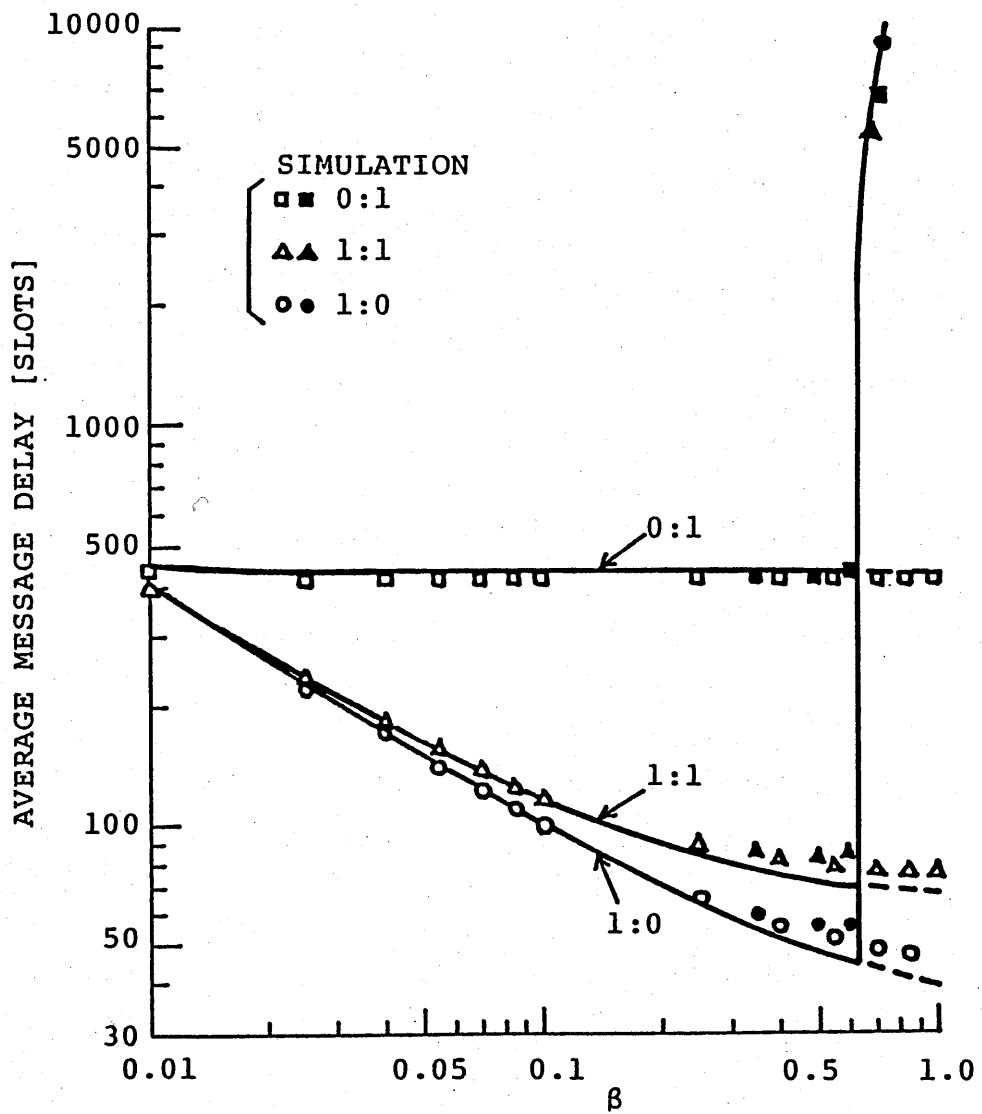
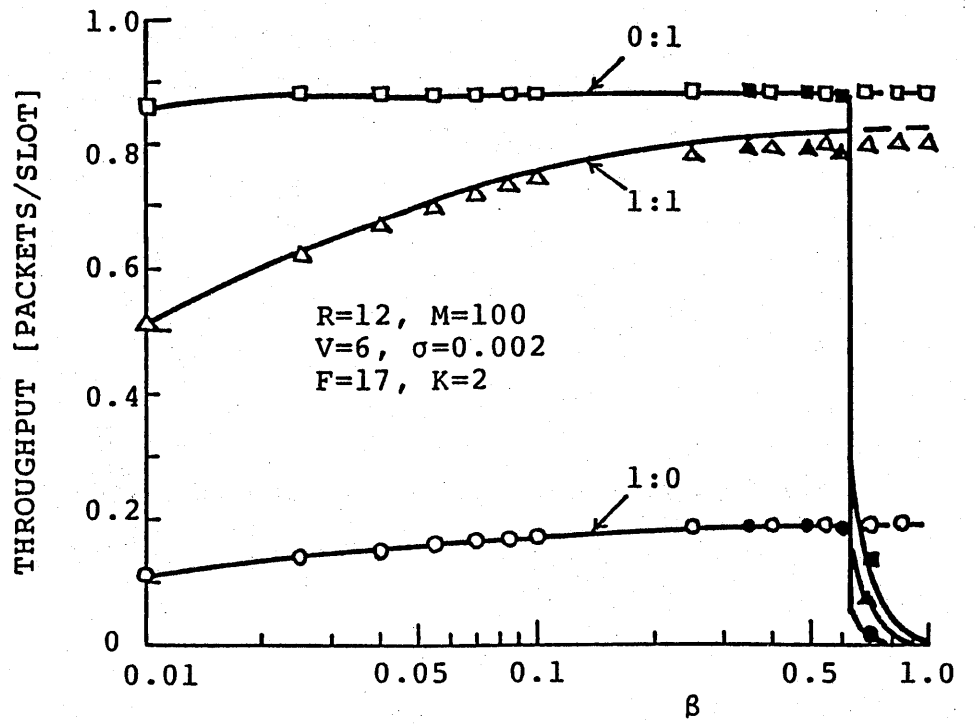


図 5.5: アロハ形予約方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性:  $F = 17$  ( $J = 0, K_0 = 2$ )

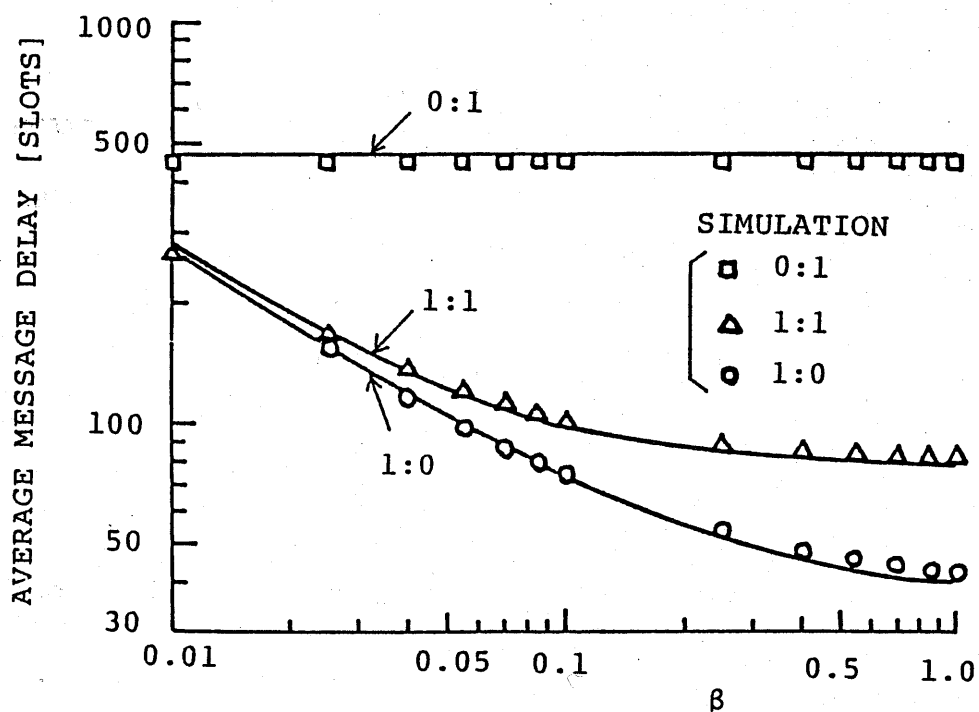
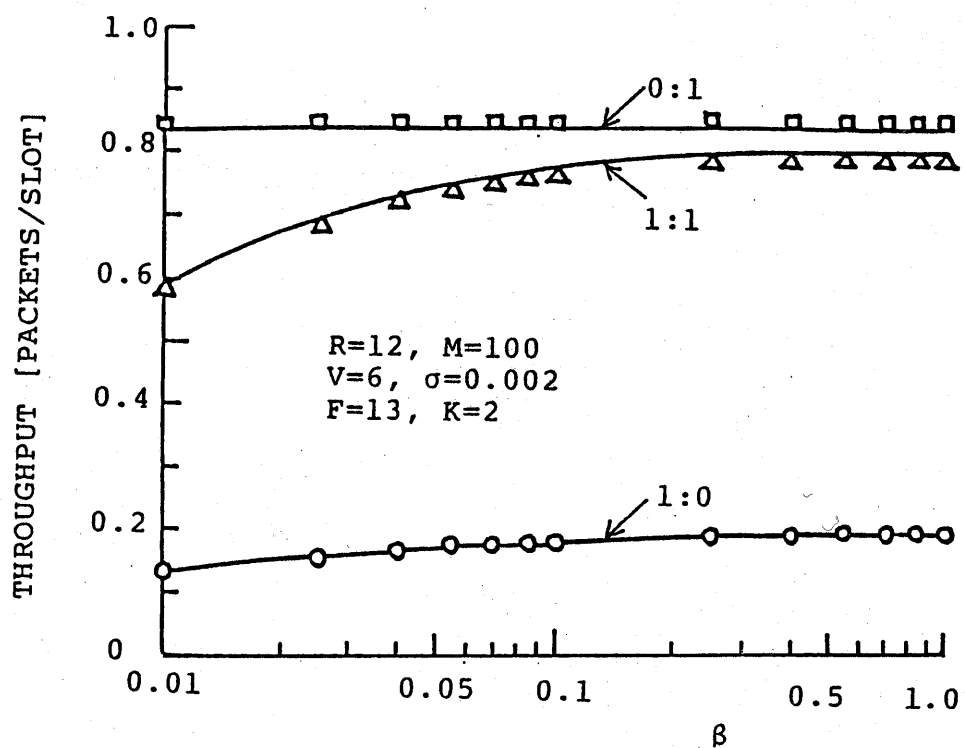


図 5.6: アロハ形予約方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性:  $F = 13$  ( $J = 0, K_0 = 1$ )

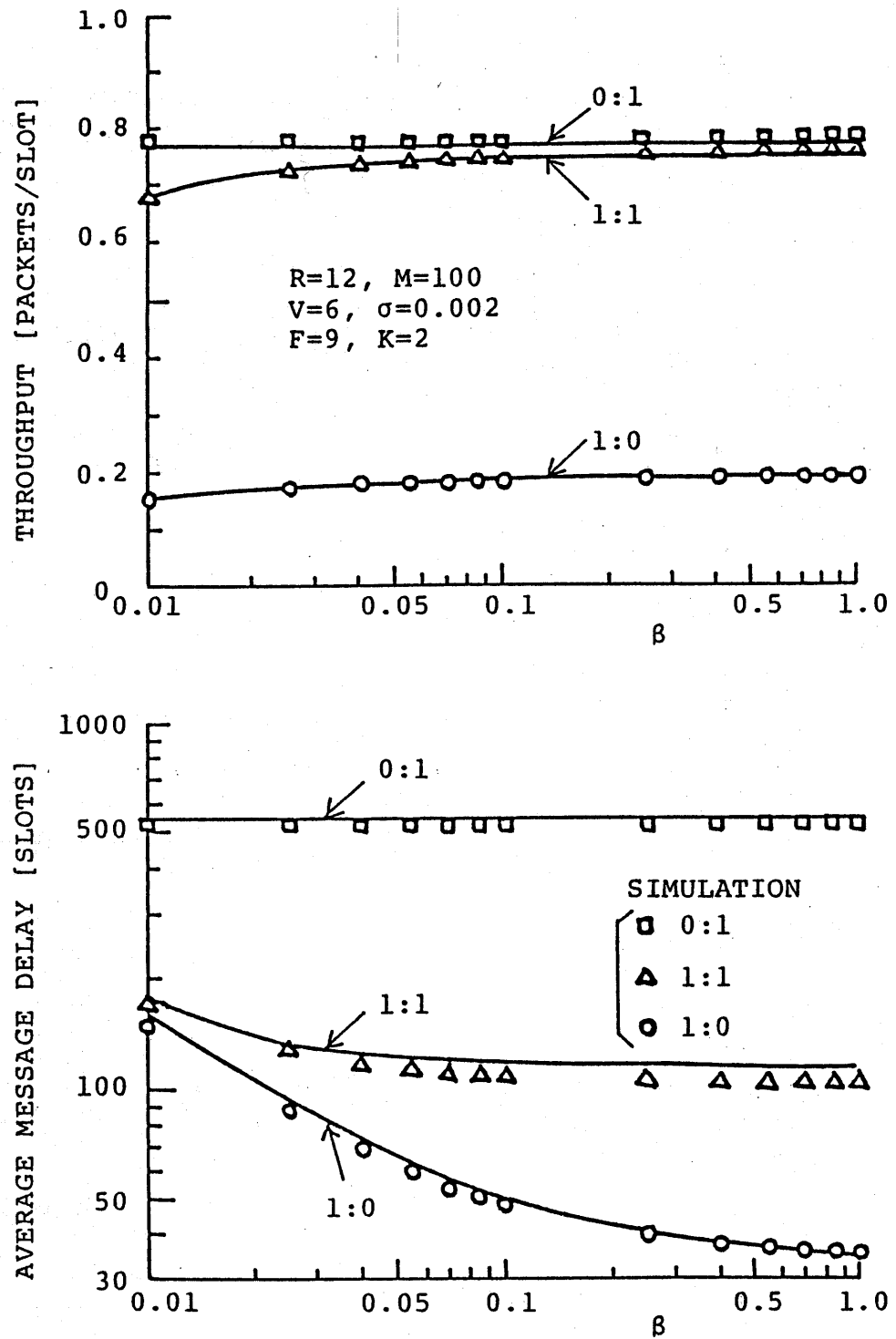


図 5.7: アロハ形予約方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性:  $F=9$  ( $J=1, K_0=2$ )

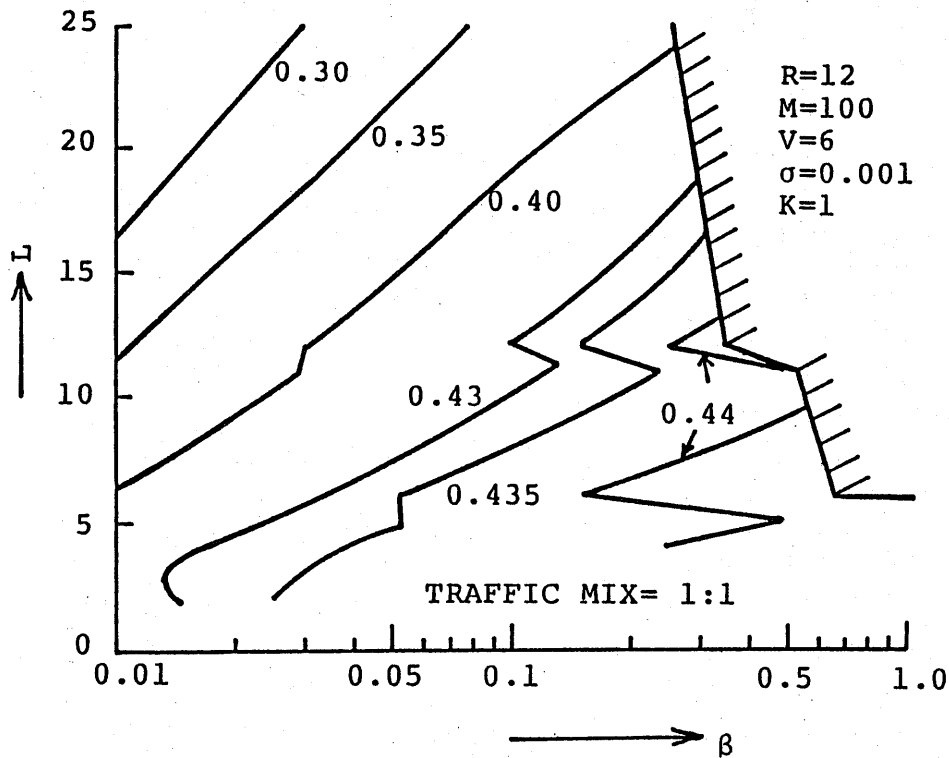


図 5.8: アロハ形予約方式のスループット等高線

予約方式では、全チャネル容量のうち  $K/F$  だけが予約チャネルに割り当てられているので、予約パケットのランダムアクセス動作が  $F$  と  $K$  の値に依存するためである。一方、予約アロハシステムでは、一つのスロットが予約用とデータ用の両方を兼ねているため、平均メッセージ長が長くなり予約されたスロットの割合が多くなると、ランダムアクセスできるスロット数が減少する。すなわち、平均メッセージ長によって実質的な予約チャネルの容量が変化するので、安定性が平均メッセージ長に依存することになる。

予約方式におけるフレーム長と安定性との関係を更に明確にするために、トラフィック混合 1:1 の場合の  $L$  と  $\beta$  に対する等高線図を図 5.8 に示す ( $K = 1$  としている)。但し、 $L$  は本来離散的な量であるが、図を見やすくするために連続的に描いてある。図中の斜線部は、システムが不安定となる領域を表している。安定領域と不安定領域の境界に注目すると、これは  $L = 12$  と 11 の間と  $L = 6$  において不連続的に変化しており、 $L \leq 5$  では不安定領域が消滅していることが分かる。その理由は、予約方式においてはシステムの安定性を決定する予約パケットの再送動作が、フレーム長そのもののみならずフレーム長と伝搬遅延  $R$  との相互関係にも依存しているからである。即ち、予約パケットの平均再送間隔 (フレーム数) は、予約パケットを送信してからその失敗が判明し再送が可能となるまでのフレーム数 ( $J+1$ ) とランダム再送遅延の平均値  $1/\beta$  との和で与えられる。このうち  $J$  は、 $F$  と  $R$  との関係で式 (5.2) を満足するように決まるため、 $L$  に対して不連続に変化するからである。図 5.8 の場合には、 $L \geq 12$  のとき  $J = 0$ 、 $6 \leq L \leq 11$  のとき  $J = 1$ 、 $L = 5, 4$  のとき  $J = 2$ 、 $L = 3, 2, 1$  のときそれぞれ 3, 4, 6 となっている。ある一定のスループットの値を与える等高線がこれらの  $L$  の値で不連続的に変化しているのも同じ理由による。以上のように、この予約方式では、衛星チャネルの伝搬遅延と 1 フレームに 1 回予約用スロットが存在するというチャネ

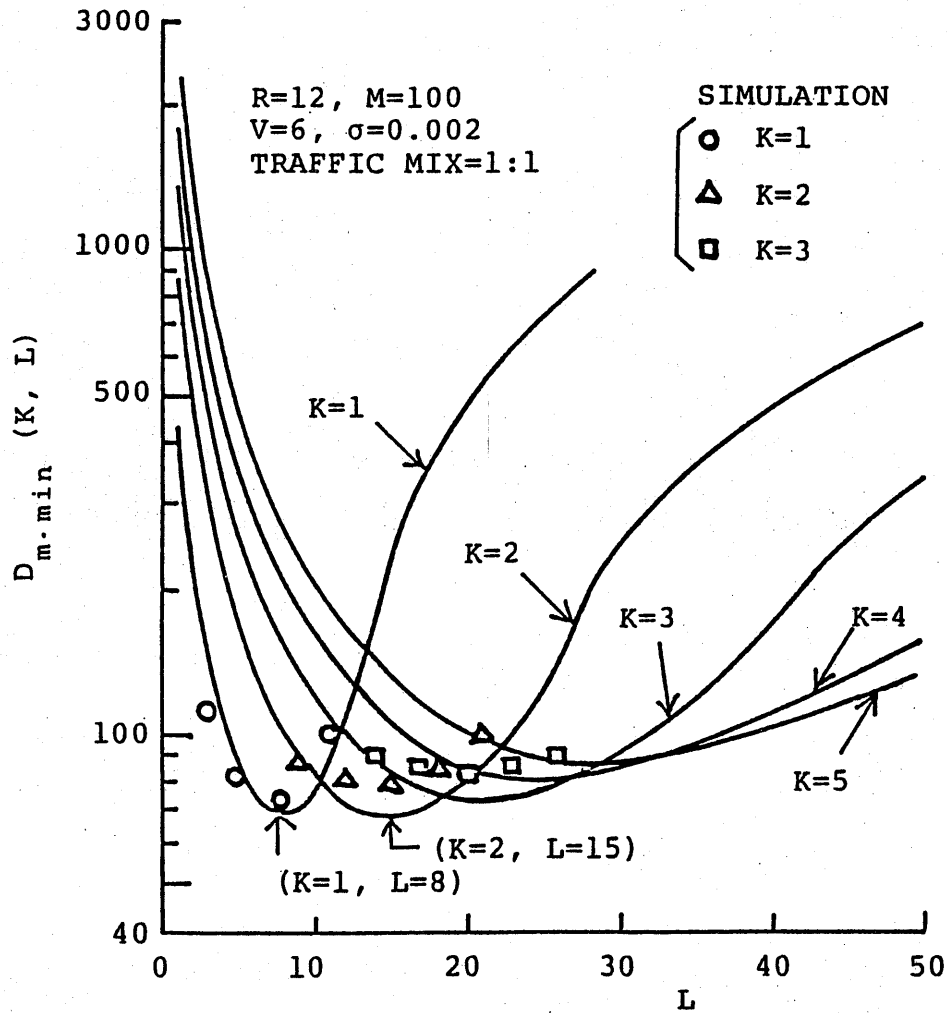


図 5.9: アロハ形予約方式の  $L$  に対する  $D_{m.min}(K, L)$

ルの不均質性とによって、システムの安定性が大きな影響を受けている。なお、図 5.8 より明かなように  $L$  の値が小さい程システムが安定になるのは、予約チャンネルの容量が大きくなるためである。

次に、本節で得られた理論を用いることによって、システムが安定であるという条件の下で、 $L$ 、 $K$  及び  $\beta$  の最適な集合を決定することができることを示す。本節では、最適という意味を、平均メッセージ遅延  $D_m$  が最小であることとする。このとき、まず、 $K$  と  $L$  の値を固定して、システムが安定であるという条件の下で、 $D_m$  が最小となるように  $\beta$  を選ぶ。この  $\beta$  における  $D_m$  を  $D_{m.min}(K, L)$  で表す。図 5.9 に  $K$  をパラメータとして、 $L$  に対する  $D_{m.min}$  を示す。この図から、最終的に  $D_m$  が最小となる  $K$  と  $L$  を選択することができる。図中には、参考のため、10000 フレーム分のシミュレーション結果も示してある。

ここで注意すべきことは、平衡点解析による理論結果が近似によるものであるということである。即ち、それは誤差を含んでいる。平均メッセージ遅延が最小となるのは、しばしばシステムが不安定となる直前の領域である。特に、この領域では、誤差が大きくなる。従って、理論結果の他にシミュレーション結果も考慮することによって、最適な集合を選ぶことが必要である。このことから、図 5.9 の場合の最適な集合は、 $K=1, L=8$  ( $\beta=0.444$ ) であることが分かる。但し、理論は  $K=2, L=15$  が最適であることを示している。しかし、両者の性能は同じ程度になっている。ま

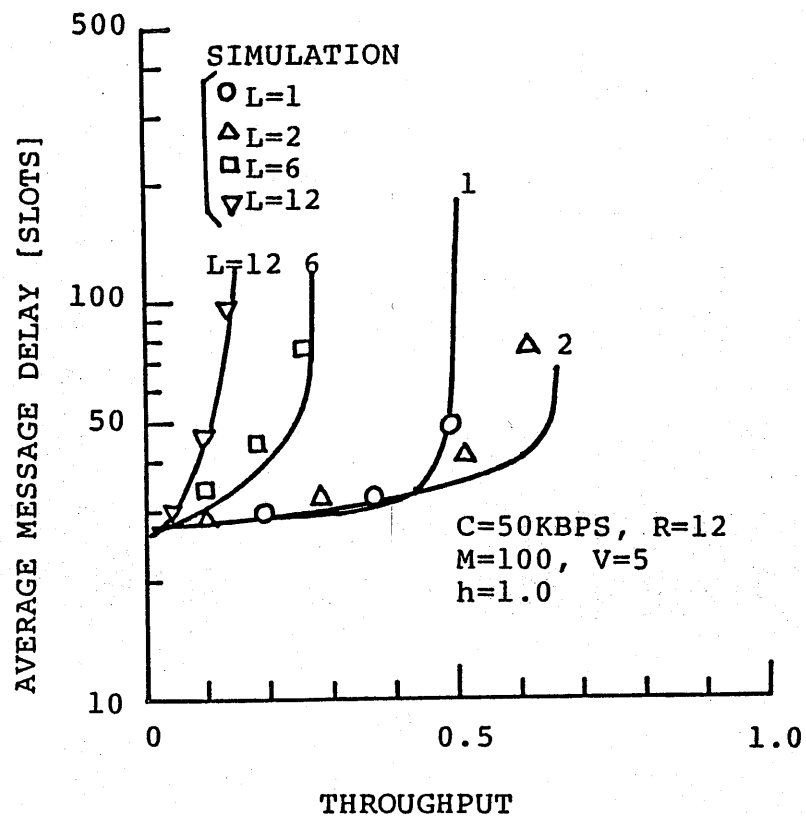
た、このときの比率  $K/L$  は同じ程度である。

上のことから、最適な性能は、比率  $K/L$  に大きく依存することが分かる。また、この比率を同じ程度にしておけば、 $K$  の値をどのように選んでも、その性能に大差はない。従って、 $K = 1$  としておけば十分であると考えられる。

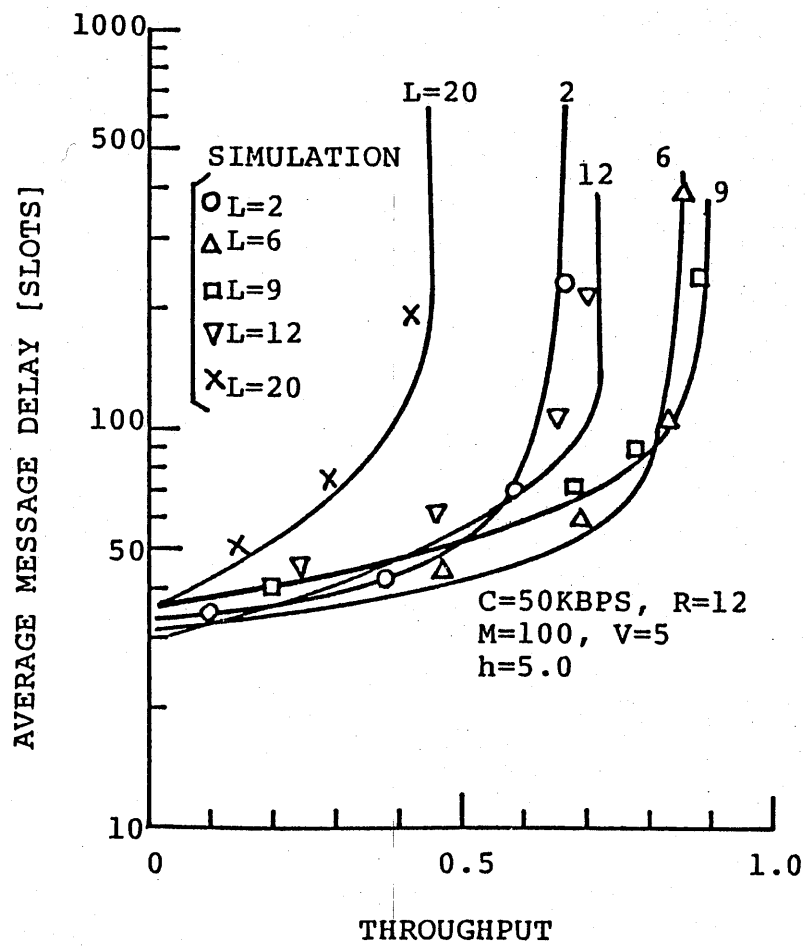
更に、メッセージ内のパケット数が平均  $h$  の幾何分布に従うとした場合のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を図 5.10 に示す。この特性は、与えられたメッセージ発生確率  $\sigma$  に対して、システムが安定であるという条件の下でスループットが最大となるように予約パケットの再送確率  $\beta$  を選んだときのスループットと平均メッセージ遅延の値を、 $\sigma$  を変化させてプロットしたものである。但し、図 5.10 では、 $K = 1$ 、 $V = 5$  としてある。図中には、参考のため、10000 フレーム分のシミュレーション結果も示してある。この図においても、理論値とシミュレーション値とはよく一致している。また、この図からも、負荷に応じて最適なフレーム長が存在することが確認できる。

### 5.1.5 むすび

本節では、アロハ形予約チャネルを用いた予約方式に対してフレーム毎に状態が変化するとした近似モデルを構成し、それに平衡点解析の手法を適用して動特性を求めた。その結果、スループット、平均メッセージ遅延及びシステムの安定性の評価には、理論は十分役に立つものであることが分かった。また、システムの安定性は、平均メッセージ長にはほとんど依存せず、予約パケットの再送確率とフレーム長によって決定され、更に安定性はフレーム長の変化に対しては不連続的に変化することが明らかになった。本節で得られたこれらの結果を用いて、システムの安定性を考慮しながら良好な性能が得られるようなフレーム長や予約パケットの再送確率等の最適な集合を決定できることも示した。今後の課題として、まず 5.1.2 の仮定 (A4) の制約を取り除いて、各局においてメッセージの待ち行列が形成されることを許容したシステムの解析が考えられる。次に、C-PODA 方式のように、トラヒックに応じて 1 フレーム内における予約用スロット数とデータスロット数の配分を動的に変化させるシステムの解析も重要な問題となる。



(a)  $h=1.0$



(b)  $h=5.0$

図 5.10: アロハ形予約方式のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性

## 5.2 TDMA 予約方式

### 5.2.1 まえがき

平衡点解析の手法 [Fuku78] は、これまでパケットの衝突があるシステムの性能解析にのみ用いられてきた。しかし、この手法は、システム内の確率的な流れのバランスに着目するという簡単な考え方に基づいているため、パケットの衝突がないシステムに対しても適用可能と考えられる。本節では、TDMA 予約方式を例にとり、このことを示す。

### 5.2.2 平衡点解析

本節で検討する予約方式では、図 5.11 に示すような  $L$  個の大スロット (large slot) より成るフレーム構成のチャンネルが用いられる。一つの大スロットは、一つの日ータスロット (data slot) と  $V$  個の小スロット (minislot) より成る。データスロットはデータパケットの伝送に用いられ、小スロットは予約パケットの伝送に用いられる。この小スロットは、1 フレームに 1 個ずつ各局に固定割当てされている。従って、全局数を  $M$  とすると、 $V = \lceil M/L \rceil$  となる。但し、 $\lceil x \rceil$  は  $x$  以上の最小の整数を表す。

メッセージを発生した局は、自局割当ての小スロットを用いて予約パケットを送信し、メッセージに含まれるパケット数に等しい個数の連続したデータスロットを予約する。予約が完了し、システム全体に共通の待ち行列に加わった局は、先着順にデータスロットを使用する。

このシステムをモデル化するために、次のように、5.1.2 の仮定 (A1)~(A6) を置く。

- (A1) システムは  $M$  個の局を持つ。
- (A2) 各局がメッセージを発生する間隔は、平均  $1/\sigma$  データスロット長の幾何分布をする。但し、各局は、一つのメッセージの伝送が完了するまでは次のメッセージを発生しないものとする。
- (A3) 1 メッセージに含まれるパケット数は、平均  $a$ 、分散  $b$  (変動係数  $C_m = \sqrt{b/a}$ ) の一般分布をする。
- (A4) 各局は、一つのメッセージの伝送が完了するまでは、次のメッセージを発生しない。
- (A5) 衛星チャンネルは、 $R$  データスロット長の round-trip 伝搬遅延を含む。
- (A6) パケットの伝送誤りはないものとする。

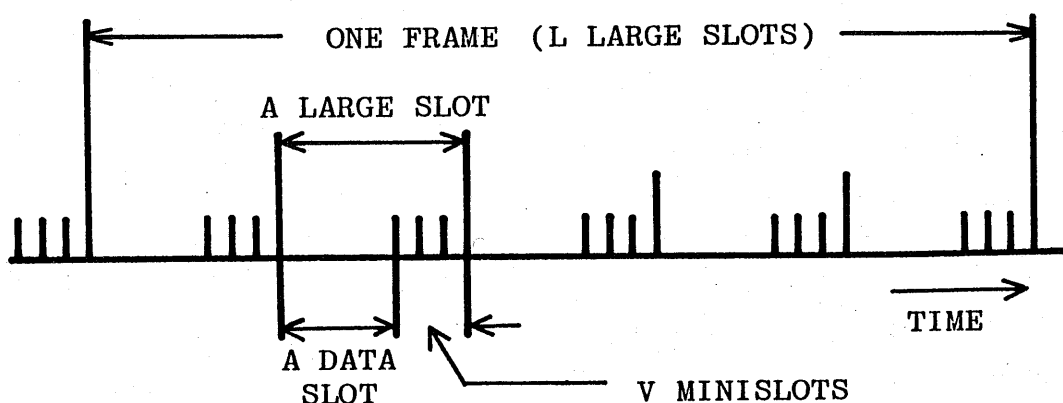


図 5.11: TDMA 予約方式におけるフレーム構成



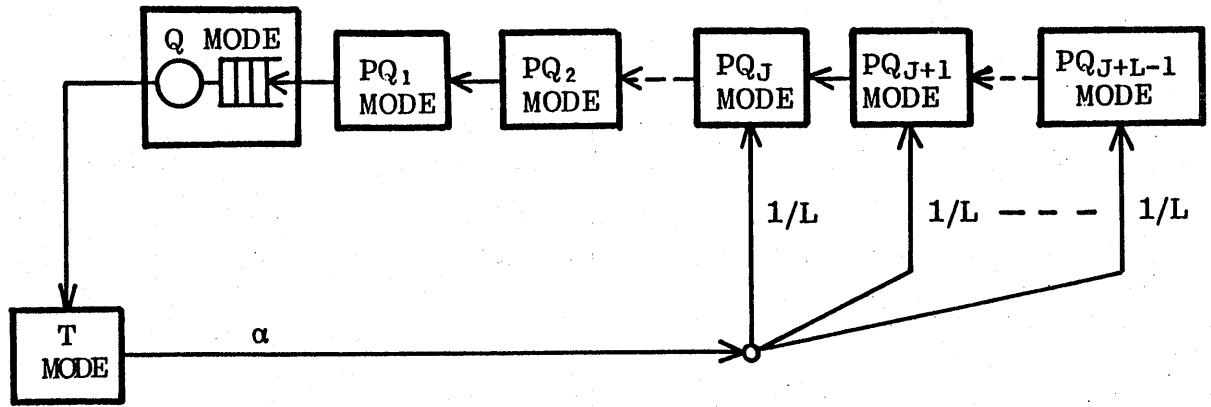


図 5.12: TDMA 予約方式の近似モデル

上記の packets 発生確率  $\sigma$  と伝搬遅延  $R$  は、衛星 packets 通信網に関する他の解析結果 [Tasa81c] との比較を容易にするために、データスロット長を単位として定義されている。しかし、このシステムでは、大スロット単位で状態遷移が起こるものと考えられるので、これらの量を大スロット単位に換算し、メッセージの発生確率を  $\alpha \equiv (1 + V\eta)\sigma$ 、伝搬遅延を  $J \equiv \lceil R/(1 + V\eta) \rceil$  とする（“ $\equiv$ ” は定義を意味する）。但し、 $\eta \equiv (\text{小スロット長})/(\text{データスロット長})$  である。

以上の条件の下でシステムをモデル化する際に問題となるのは、メッセージが発生した大スロットと自局用小スロットの相対位置の関係のモデル化である。これを厳密に考慮するとモデルが煩雑になるので、ここでは、メッセージが発生した大スロットから  $i$  大スロット ( $0 \leq i \leq L-1$ ) 後に確率  $1/L$  で自局用小スロットが現れるという近似を行う。このとき、大スロット毎に状態遷移が起こる図 5.12 のモデルが得られる。

図 5.12 の T モードは、局が送信すべきメッセージを持っていない状態であり、このモードにある局は大スロット毎に独立に確率  $\alpha$  でメッセージが発生する。Q モードは、予約が完了し、待ち行列に加わっている状態である。また、 $PQ_k$  ( $J+1 \leq k \leq J+L-1$ ) モードは、メッセージが発生した後、自局用小スロットを待っている状態である。一方、 $PQ_k$  ( $1 \leq k \leq J$ ) モードは、送信された予約 packets が受信されるのを待っている状態であり、伝搬遅延の影響を表している。

T, Q,  $PQ_k$  モードにある局数を、それぞれ  $n, m, m_k$  とすると、次式が成立する。

$$n + m + m_1 + m_2 + \cdots + m_{J+L-1} = M \quad (5.33)$$

このとき、図 5.12 の各モードにおける平均増加局数を求めて 0 とおき、独立な式をまとめると、次のようになる。

$$\zeta(m)/a - n\alpha = 0 \quad (5.34)$$

$$m_{k+1} - m_k = 0 \quad \text{for } 1 \leq k \leq J-1 \quad (5.35)$$

$$n\alpha/L + m_{k+1} - m_k = 0 \quad \text{for } J \leq k \leq J+L-2 \quad (5.36)$$

$$n\alpha/L - m_{J+L-1} = 0 \quad (5.37)$$

但し、式 (5.34) の  $\zeta(m)$  は、 $m \geq 1$  のとき 1,  $m = 0$  のとき 0 となる関数である。式 (5.33) ~

(5.37) より,  $n, m_k$  を消去すると次式が得られる.

$$M - m - \{J + (L - 1)/2 + 1/\alpha\} \zeta(m)/a = 0 \quad (5.38)$$

この  $m$  に関する非線形方程式の解  $m_e$  によって平衡点が与えられる. 上式を解くために, Q モードの待ち行列系を M/G/1 形で近似し,  $m_e$  を  $m$  の平均値で置き換えると共に,  $\zeta(m_e)$  を Q モードに少なくとも 1 個の局がある確率  $\rho$  で近似する. 即ち,

$$m = \rho + \rho^2(1 + C_m^2)/\{2(1 - \rho)\} \quad (5.39)$$

$$\zeta(m) = \rho \quad (5.40)$$

を式 (5.38) に代入し整理すると, 次のようになる.

$$M - \frac{\rho\{2 - (1 - C_m^2)\rho\}}{2(1 - \rho)} - \left(J + \frac{L - 1}{2} + \frac{1}{\alpha}\right) \frac{\rho}{a} = 0 \quad (5.41)$$

上式は,  $\rho$  の 2 次方程式であるので容易に解くことができ, その解のうち  $0 < \rho < 1$  を満足する解によって平衡点が与えられる. このとき, スループット  $S$  と平均メッセージ遅延  $D_m$  (5.1.3 参照) は, 文献 [Tasa81c] と同様にして, 次のように表される.

$$S = \rho/(1 + V\eta) \quad (5.42)$$

$$D_m = aM/S - 1/\sigma + R + 1 \quad [\text{データスロット}] \quad (5.43)$$

以上の解析結果による理論値とそれに対する 50000 大スロット分のシミュレーション結果の一例を図 5.13 に示す. 図 5.13 は, 文献 [Tasa81c] と同じく単一パケットメッセージと 8 パケットメッセージとの混合トラヒックを対象としたものである. 混合比率として, 1 : 0 (単一パケットメッセージのみ), 1 : 1 (両者が等確率で発生), 0 : 1 (8 パケットメッセージのみ) の 3 種類が示してある.

図 5.13 において, 理論値とシミュレーション値とはよく一致している. また, 図 5.13 より, 最適なフレーム長は, 入力率  $M\sigma$  とメッセージの混合比率に依存していることが分かる.

更に, 図 5.14 にスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を示す. これは, メッセージ内のパケット数が平均  $h$  の幾何分布に従うとしたときのものである. 図中には, 参考のため 50000 大スロット分のシミュレーション結果も示している. この図においても, 理論値とシミュレーション値とはよく一致している. また, 負荷に応じて最適なフレーム長が存在していることも確認できる.

### 5.2.3 むすび

筆者らは, この予約方式の外にも, 固定割当て TDMA 方式についても検討し, 同様の結論を得た. 従って, 平衡点解析の手法は, パケットの衝突がないシステムに対しても適用可能であることが分かる.

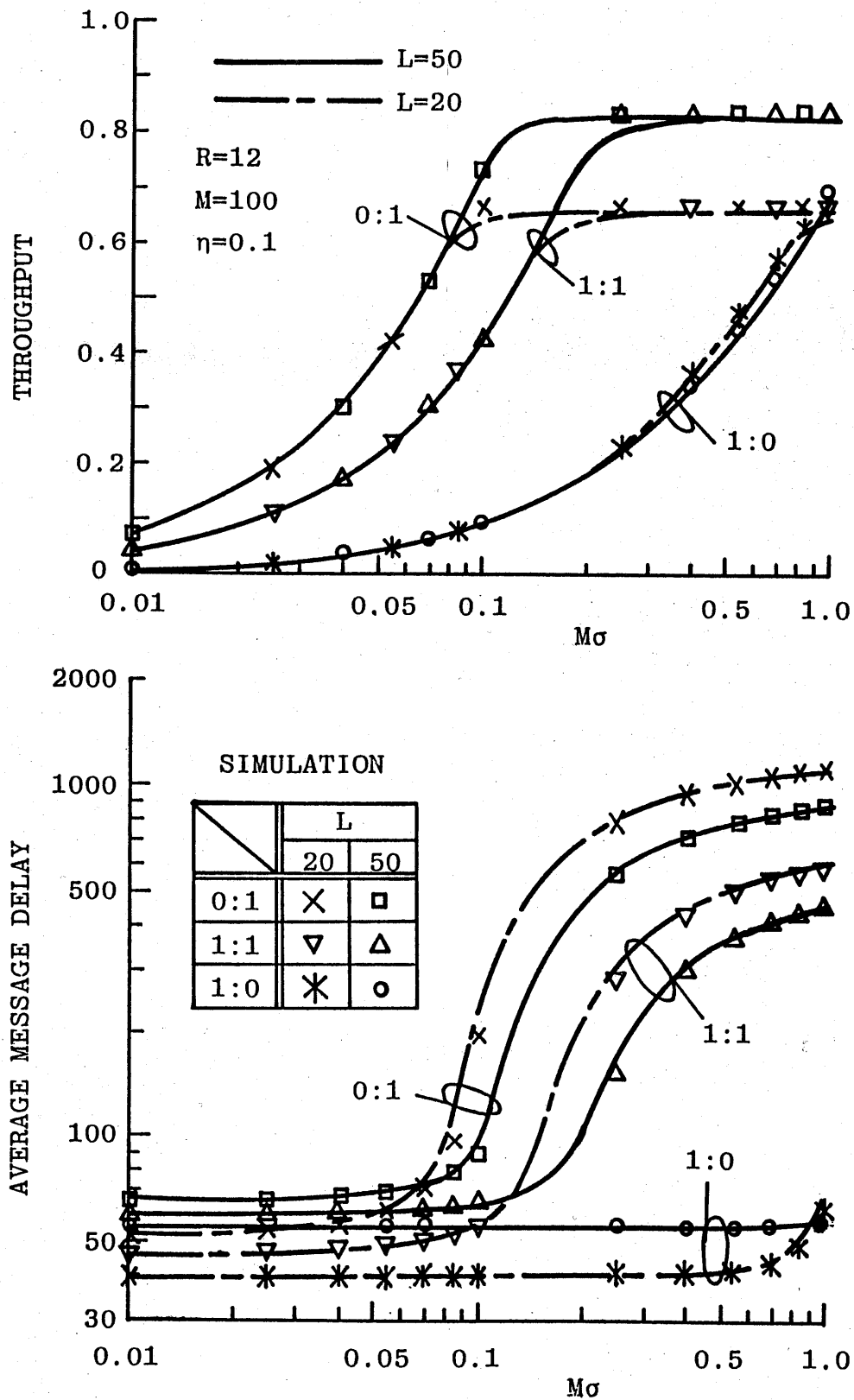
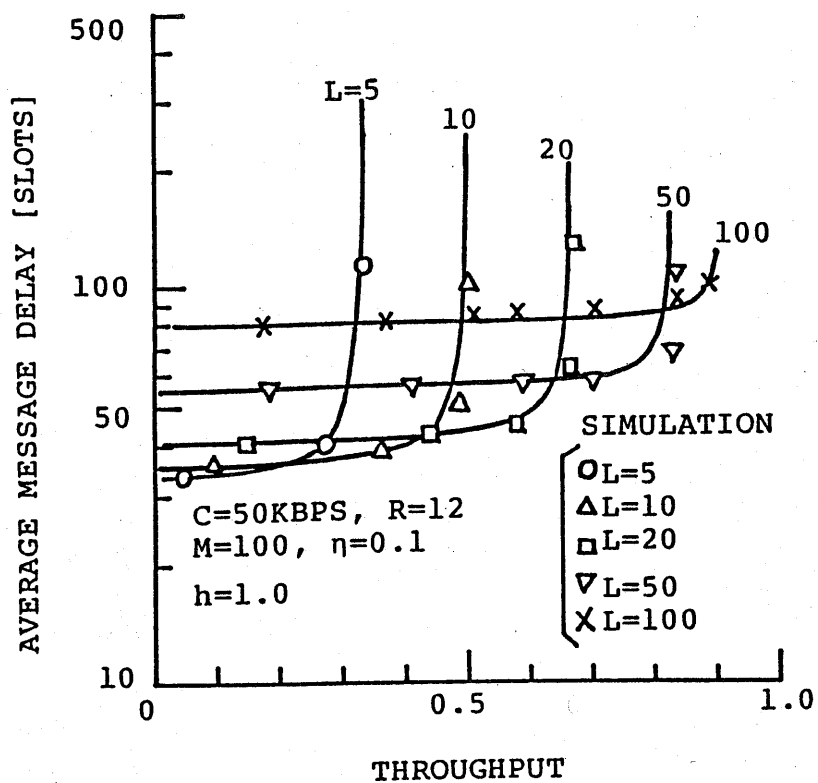
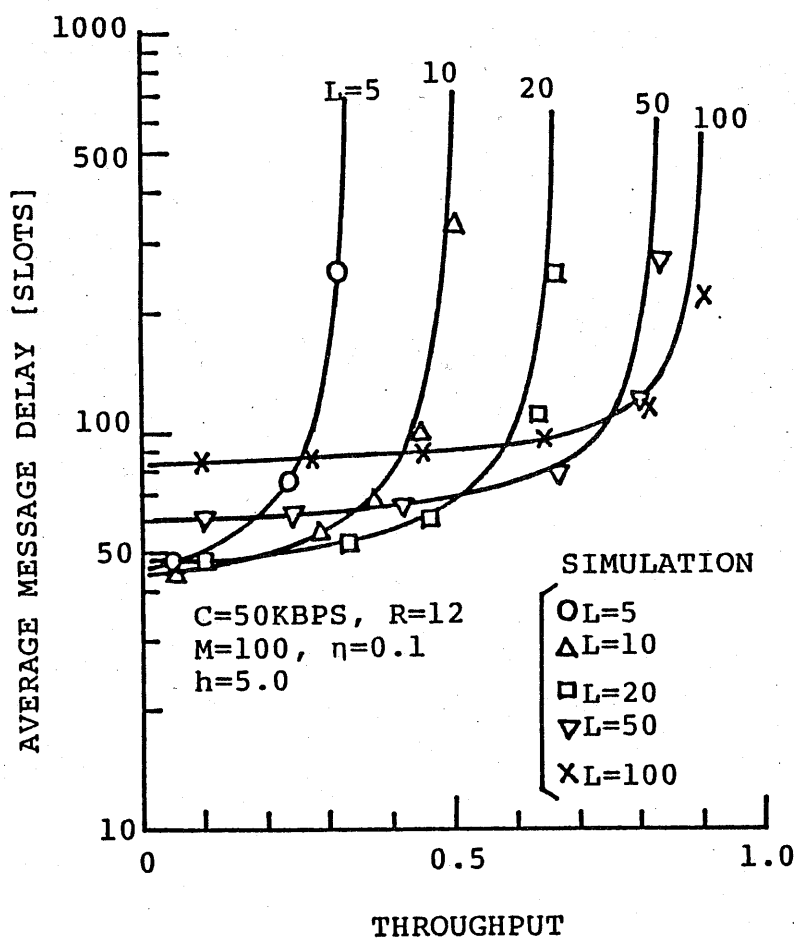


図 5.13: TDMA 予約方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性



(a)  $h=1.0$



(b)  $h=5.0$

図 5.14: TDMA 予約方式のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性

## 5.3 SRUC 方式

### 5.3.1 まえがき

衛星パケット通信網におけるチャネルのアクセス方式としては、これまでに数多くの方式が提案されている [Lam 79]. これらのアクセス方式は、TDMA や FDMA 等の固定割当て方式、純アロハ方式やスロット付アロハ方式等のランダムアクセス方式、及び Roberts の予約方式や C-PODA 方式等の予約方式に大別される. このうち、システム内に多数の局が存在するという状況に適するアクセス方式は、軽負荷の場合はランダムアクセス方式、中程度から比較的高負荷の場合はアロハ形予約チャネルを用いた予約方式 (以下、アロハ形予約方式と略す)、高負荷の場合には固定割当て方式とされている [Lam 79]. このように、軽負荷から高負荷までの全ての領域に対して優れたアクセス方式は存在しない. 従って、負荷の変動が大きい場合には、これらの方式を用いても十分な性能は得られない. これに対し、システムの負荷の変動に対して適応性のある方式もまた提案されており、最近多くの研究者によって注目されてきている. その代表的なものに、URN 方式 [Klei78], [Mitt81], [Fuku81] や本節で検討する SRUC 方式 [Borg78] がある. これらの方式は、負荷の変動にプロトコル自身が適応するように設計されている. 実際のシステムでは、ある程度の負荷の変動が見込まれるので、今後このような適応能力の備わった方式の重要性は増すものと思われる.

URN 方式では、送信待ちパケット数を推定することによって、パケット送信の成功の確率が最大となるように、チャネルへのアクセス権が局に与えられる. 従って、衛星パケット通信網においては、伝搬遅延が大きくなるため、その推定誤差が大きくなり、URN 方式は必ずしも適さない.

一方、SRUC 方式は、何等の推定操作も必要とせず、衛星パケット通信網に適した方式である. この SRUC 方式に対しては、Borgonovo らによって、各局へのパケットの到着がポアソン分布に従うとして、その性能が一応求められている [Borg78]. しかし、単一パケットメッセージに対する平均パケット遅延の上限が求められているにすぎず、システムの負荷が大きい場合には、その誤差は大きくなると考えられる. また、衛星パケット通信網特有の伝搬遅延の影響を明確に考慮に入れた解析がなされておらず、その他の性能の詳細も明らかにされていない.

本節では、この SRUC 方式に対して、各局がマルチパケットメッセージを発生するという条件の下で、システムをマルコフ連鎖でモデル化し、平衡点解析の手法 [Fuku78], [Tasa80c, 81c] を適用することによって、その性能を詳細に検討する. まず、5.3.2 でシステムのマルコフモデルを構成し、5.3.3 でそのモデルに平衡点解析を用いてスループット及び平均メッセージ遅延の理論式を求める. 次に、5.3.4 でその理論式を用いて数値計算を行い、SRUC 方式の性能について考察する. その結果、文献 [Borg78] でも示されているように、負荷に応じて最適なフレーム長が存在することが示される. 5.3.5 ではこのことをもとに、負荷に応じてフレーム長を可変にする可変長フレーム SRUC 方式を提案し、その性能について検討する.

### 5.3.2 システムのモデル化

#### (1) SRUC 方式の概要

SRUC 方式では、図 5.15 に示すように、スロット化された衛星チャネルにおいて、一定数  $L$  個の大スロット (large slot) をまとめてフレーム (frame) が構成される. このフレーム構成は、前節の

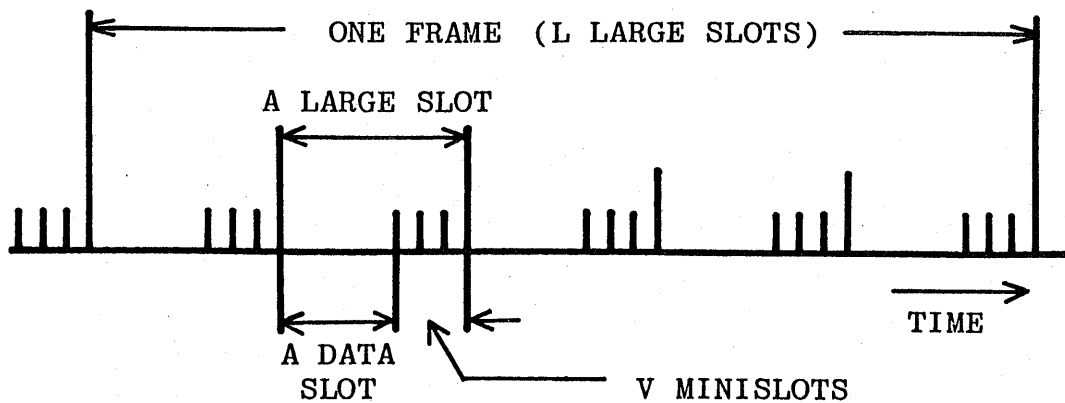


図 5.15: SRUC 方式におけるフレーム構成

TDMA 予約方式のそれと同一である。各大スロットは、パケット伝送用のデータスロット (data slot) と  $V$  個の小スロット (minislot) に分割されている。小スロットは 1 フレームに 1 個ずつ各局に固定的に割り当てられる。従って、全局数を  $M$  とすると、 $V$  は次式から決定される。

$$V = \lceil M/L \rceil \quad (5.44)$$

但し、 $\lceil x \rceil$  は  $x$  以上の最小の整数を表す。これらの小スロットは、SI (Signalling Information) の伝送用として用いられる。SI はアロハ形予約方式の予約パケット [Tasa81c] に相当するものであり、自局にあるパケットの数に関する情報が含まれている。

データスロットは、予約されているか否かによって、予約状態 (reserved state) と競合状態 (contention state) とに分けられる。予約状態は、データスロットが予約されている状態をいい、競合状態は、予約されてなくパケットの送信の競合がなされる状態をいう。最初、データスロットは競合状態で使用され、各局はデータスロットにランダムアクセスするとともに、自局用小スロットに SI を送信する。この状態でパケットの衝突が検知され、それに対応する SI が受信されると、データスロットは予約状態に変わる。データスロットが予約状態のときには、送信すべきパケットを持つ局はランダムアクセスを行わず、自局用小スロットに SI を送信することによって予約を行う。そして、予約状態において予約されたパケットが全て処理されるまでデータスロットはこの状態に留まる。予約されたパケットが全て処理されると、データスロットは競合状態に戻る。本方式の動作原理の詳細については、文献 [Borg78], [Ishi82a] を参照されたい。

## (2) モデルの設定

システムをモデル化するために、次のように、5.1.2 の仮定 (A1), (A2), (A4)~(A6) の他に、仮定 (A8), (A9) を置く。

(A1) システムは  $M$  個の局を持つ。

(A2) 各局におけるメッセージの発生間隔は、平均  $1/\sigma$  データスロット長の幾何分布をする。

(A4) 各局は、一つのメッセージの伝送が完了するまでは、次のメッセージを発生しない<sup>4</sup>。

(A5) 衛星チャネルは、 $R$  データスロット長の round-trip 伝搬遅延を含む。

<sup>4</sup>文献 [Borg78] では、この制約はない。

(A6) パケットの誤りは、互いの衝突によってのみ起こるものとし、他の誤りは無視する。また、SIの誤りはないものとする。(A8) 一つのメッセージに含まれるパケット数は、平均  $1/\gamma$  の幾何分布をする<sup>5</sup>。

(A9) データスロットが競合状態にある場合には、一つのパケットを送信すると、そのパケットの正否が判明するまでは次のパケットの送信を行わない。成功が判明すると、直ちに次のパケットの送信にかかる<sup>6</sup>。

上記のメッセージ発生確率  $\sigma$  と伝搬遅延  $R$  は、他の方式 [Tasa80c, 81c], [Ishi82c] との比較を容易にするために、データスロット長を単位として定義されている。しかし、以上の仮定の下では、局の取り得る状態の変化は大スロット単位で起こると考えられる。そこで、これらの量をデータスロット単位に換算すると、 $\sigma$  と  $R$  は、それぞれ次式に示す量  $\alpha$ ,  $J$  で置き換えられる。

$$\alpha \equiv (1 + V\eta)\sigma \quad (5.45)$$

$$J \equiv \lceil R/(1 + V\eta) \rceil \quad (5.46)$$

上式において、“ $\equiv$ ” は定義を意味し、 $\eta$  は次式で与えられる。

$$\eta \equiv (\text{小スロット長})/(\text{データスロット長}) \quad (5.47)$$

以上の仮定の下で、システムのマルコフモデルを構成するために、局の取り得る状態を分類してみると、T, Q, B,  $PQ_i$ ,  $PT_j$  モード (但し、 $1 \leq i \leq J + L - 1$ ,  $1 \leq j \leq J$ ) という状態が考えられる。まず、T モードは、送信すべきメッセージがなく、大スロット当り確率  $\alpha$  でメッセージを発生しうる状態である。Q モードは、SIの採用によって予約が行われ、システム全体に共通に一つ存在する待ち行列 [Tasa81c] に加わっている状態である。また、B モードは、競合状態のデータスロットにおいて送信されたパケットの成功を確認したが、後続パケットがあり、それを送信しようとする状態である。 $PQ_{J+i}$  モード (但し、 $1 \leq i \leq L - 1$ ) は、パケットを送信しようとしたデータスロットが予約状態であったか、または競合状態のデータスロットでパケットの送信に失敗し、SIを送信するために自局用小スロットを待っている状態である。このモードにある局は、 $(i - 1)$  大スロット後に SI を送信できる。一方、 $PQ_i$  モード ( $1 \leq i \leq J$ ) は、その SI が受信されるのを待っている状態であり、伝搬遅延の影響を表している。 $PT_j$  モード (但し、 $1 \leq j \leq J$ ) は、競合状態のデータスロットでパケットの送信に成功し、その確認を待っている状態であり、やはり伝搬遅延の影響を表している。

このシステムでは、局がある大スロットでパケットを送信しようとするとき、その大スロットの位置と自局用小スロットを含む大スロットの位置の関係は、取り得る場合の数が多く複雑である。従って、これを正確にモデル化しようとする、モデルは非常に煩雑なものとなる。そこで、局がパケットを送信しようとする大スロットから  $i$  大スロット (但し、 $0 \leq i \leq L - 1$ ) 後に、自局用小スロットが確率  $1/L$  で現れるという近似を行う。このとき、上記の各モードの相互の関係は図 5.16 に示すようになる。

<sup>5</sup>文献 [Borg78] では、単一パケットメッセージしか扱っていない。

<sup>6</sup>成功を確認する前に、後続パケットを送信することも可能であるが、解析の簡単のため、この仮定を置く。これについては、6.2 で簡単に考察する。

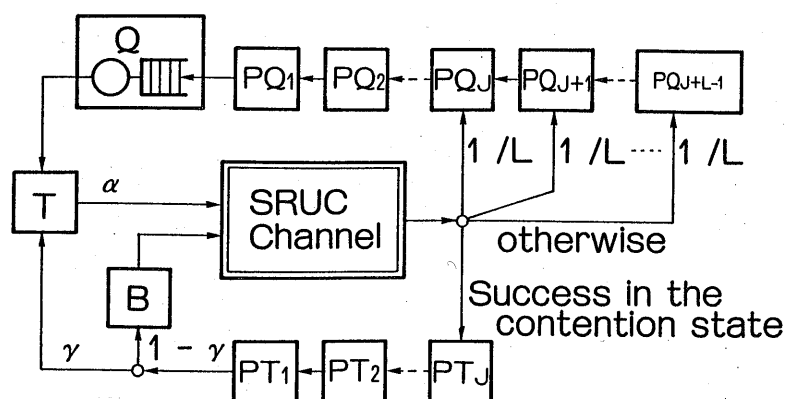


図 5.16: SRUC 方式の近似モデル

図 5.16 において、局がある大スロットで T モードにあってメッセージを発生したとき、または B モードにあるとき、その局は、その大スロット内のデータスロットが予約状態であれば、パケットの送信を見送る。このとき、その大スロットから  $i$  大スロット (但し,  $0 \leq i \leq L-1$ ) 後の大スロットに、自局用小スロットがある場合 (確率  $1/L$ ) には  $PQ_{J+i}$  モードに入る。そして、 $(i-1)$  大スロット後に SI を送信し、その次の大スロットで  $PQ_J$  モードに入る。更に、 $J$  大スロット後には Q モードに入り、先着順にデータスロットを使用して、メッセージを送信する。送信完了すれば、T モードに入る。一方、データスロットが競合状態であれば、T モードにあってメッセージを発生した局と B モードにある局は、直ちにパケットを送信する。その送信に失敗すると、予約状態のときと同じモード遷移が起こる。成功すると、確率 1 で  $PT_J$  モードに入る。そして、 $J$  大スロット後に、後続パケットがある場合 (確率  $1-\gamma$ ) には B モードに、ない場合 (確率  $\gamma$ ) には T モードに入る。送信に成功した場合には、SI は送信されないか、または送信されても受信時に棄却される。従って、この場合の SI の送受信動作は、局のモード遷移に影響を及ぼさない<sup>7</sup>。

### 5.3.3 平衡点解析

図 5.16 において、Q, B,  $PQ_i$ ,  $PT_j$  モード (但し,  $1 \leq i \leq J+L-1$ ,  $1 \leq j \leq J$ ) における局数をそれぞれ  $m$ ,  $l$ ,  $m_i$ ,  $l_j$  とすると、状態ベクトル  $\mathbf{n} \equiv (m, l, m_i, l_j : 1 \leq i \leq J+L-1, 1 \leq j \leq J)$  は、大スロット毎に状態遷移が起きるマルコフ連鎖となる。これに平衡点解析の手法 [Furu78], [Tasa80c, 81c] を適用する。

まず、T モードにある局数  $n$  は次式で与えられる。

$$n = M - m - l - \sum_{i=1}^{J+L-1} m_i - \sum_{j=1}^J l_j \quad (5.48)$$

次に、ある大スロットでシステムが状態  $\mathbf{n}$  にあるとき、競合状態のデータスロットでパケットの送信に成功する平均局数を  $s(\mathbf{n})$  とすると、B モードにある局数  $l$  は 0 か 1 のいずれかになることから、この  $s(\mathbf{n})$  は次式で与えられる。

$$s(\mathbf{n}) = l(1-\alpha)^n + (1-l)n\alpha(1-\alpha)^{n-1} \quad (5.49)$$

<sup>7</sup>パケットの送信に成功した場合にも SI を採用して後続パケットを伝送すべきデータスロットを予約することも可能である。この場合も、同様にしてモデル化できる。このシステムを、単に、SI を採用するシステムと呼ぶ。



また、Q モードに 1 個以上の局があるとき 1 となり、その他のとき 0 となる関数を考え、これを  $\zeta(n)$  と置く。このとき、各モードにおける平均増加局数を求めて 0 とおき、独立な式をまとめると次のようになる。

$$\zeta(n)\gamma + \gamma l_1 - n_1\alpha = 0 \quad (5.50)$$

$$m_{i+1} - m_i = 0 \quad \text{for } 1 \leq i \leq J-1 \quad (5.51)$$

$$\{n\alpha + l - (1 - \zeta(n))s(n)\}/L + m_{i+1} - m_i = 0 \quad \text{for } J \leq i \leq J+L-2 \quad (5.52)$$

$$\{n\alpha + l - (1 - \zeta(n))s(n)\}/L - m_{J+L-1} = 0 \quad (5.53)$$

$$l_{j+1} - l_j = 0 \quad \text{for } 1 \leq j \leq J-1 \quad (5.54)$$

$$(1 - \zeta(n))s(n) - l_J = 0 \quad (5.55)$$

$$(1 - \gamma)l_1 - l = 0 \quad (5.56)$$

但し、式 (5.52), (5.53), (5.55) における  $(1 - \zeta(n))$  は、Q モードに少なくとも 1 個の局があるとき、即ちデータスロットが予約状態にあるときには、ランダムアクセスによるパケット送信が行われないことを意味している。非線形連立方程式 (5.48) ~ (5.56) の非負の実数解  $\mathbf{n}_e \equiv (m_e, l_e, m_{ie}, l_{je})$  が平衡点である。この方程式を解くために、Q モードの待ち行列系を M/G/1 形で近似し、 $m_e$  を  $m$  の平均値で置き換えると共に、 $\zeta(n_e)$  を Q モードに少なくとも 1 個の局がある確率  $\rho$  で近似する。即ち、次のように置く。

$$m_e = \rho(2 - \gamma\rho)/\{2(1 - \rho)\} \quad (5.57)$$

$$\zeta(\mathbf{n}_e) = \rho \quad (5.58)$$

但し、式 (5.57) は、ポラツェック・ヒンチンの平均値公式に、仮定 (A8) による幾何分布の変動係数  $\sqrt{1 - \gamma}$  を代入して得られたものである。式 (5.48) ~ (5.58) より  $m_i, l_j, s(n), \zeta(n)$  を消去して整理すると、次式が得られる。

$$m = \rho(2 - \gamma\rho)/\{2(1 - \rho)\} \quad (5.59)$$

$$n = \frac{\gamma(M - m) + \{J(1 - \gamma) + 1 - (L + 1)\gamma/2\}\rho\gamma}{\gamma(1 - \alpha) + (J + 1)\alpha} \quad (5.60)$$

$$l = (1 - \gamma)(n\alpha - \rho\gamma)/\gamma \quad (5.61)$$

$$l(1 - \alpha)^n + (1 - l)n\alpha(1 - \alpha)^{n-1} - (n\alpha - \rho\gamma)/\{\gamma(1 - \rho)\} = 0 \quad (5.62)$$

但し、上式では、簡単のため、平衡点を表す添字  $e$  は省略してある。明らかに上式は  $\rho$  に関して解くことができる。ここで、5.1.3 と同様に、スループット  $S$  をチャネルがパケットの伝送のために使用されている割合 (すなわち、チャネルの 1 データスロット長当り正しく伝送される平均データパケット数) と定義すると、これは、平衡点  $\mathbf{n}_e$  においては次のように書ける。

$$S = \{\rho \cdot 1 + (1 - \rho) \cdot s(\mathbf{n}_e)\}/(1 + V\eta) \quad (5.63)$$

上式に式 (5.45), (5.49), (5.62) を代入すると次式が得られる。

$$S = n_e\sigma/\gamma \quad (5.64)$$

次に、5.1.3 と同様に、平均メッセージ遅延  $D_m$  を、メッセージが発生してからその最後のパケットが正しく受信されるまでの平均時間をデータスロット単位で表現したものと定義する。これは、リトルの公式を用いると次式で与えられる。

$$D_m = M/(\gamma S) - 1/\sigma + \rho R + 1 \quad [\text{データスロット}] \quad (5.65)$$

上式の導出の詳細は、文献 [Ishi82a] を参照されたい。

### 5.3.4 数値例とシミュレーション

#### (1) スループット及び平均メッセージ遅延特性

本節で得られた理論式を用いて計算した数値例とそれに対する 50000 大スロット分のシミュレーション結果を図 5.17 に示す。これは、 $M = 100$ ,  $R = 12$ ,  $\eta = 0.1$ ,  $L = 50$  とした場合の  $M\sigma$  に対するスループット及び平均メッセージ遅延を示したものである。図 5.17 において、スループット、平均メッセージ遅延ともに理論値とシミュレーション値は全般によく一致している。

図 5.17 の平均メッセージ遅延特性において、 $\gamma = 0.2$  の場合に、 $M\sigma$  が小さいとき平均メッセージ遅延が一旦減少してから増加している。これは、負荷が軽い場合にはメッセージ内のほとんど全てのパケットが競合状態のデータスロットで送信されることになり、負荷が少し重くなるとパケットの衝突が起こり早く予約が行われることになるためである。即ち、競合状態においては、仮定 (A9) より、一つのメッセージを構成するパケットの送信間隔が  $(J + 1)$  大スロットになるのに対し、予約状態においてはパケットを連続して送信することができるからである。負荷が極めて軽い場合に平均メッセージ遅延が大きくなるという現象は、パケットのランダムアクセスに成功した場合にも SI を採用して予約を行うことによってなくすることができる。しかし、負荷が軽い場合に SI を採用することによって性能が改善されるのは、平均メッセージ長がある程度大きい場合であり、平均メッセージ長が小さくなるとフレーム長によっては、返って性能が劣化する。図 5.17 には、参考のため、SI を採用するシステム (protocol SI) の理論式を破線で示してある<sup>8</sup>。

更に、図 5.17 より、従来のアロハ形チャネルを用いたシステム [Fuku78], [Tasa80c, 81c] とは異なり、チャネルの不安定現象は現われず、システムの平衡点は唯一つだけ存在していることが分かる。このことは、本方式が負荷の変動に適応する本質的に安定な方式であることを示している。

#### (2) フレーム長が性能に及ぼす影響

本方式におけるフレーム長が性能に及ぼす影響を明確にするために、 $M\sigma = 0.5$  の場合の  $L$  に対する平均メッセージ遅延を図 5.18 に示す。図 5.18 より、アロハ形予約方式 [Tasa81c] の場合と同じような  $L$  の変化に伴う  $D_m$  の不連続的变化が生じていることが分かる。これは、システムの動作を決定する  $\alpha$  と  $J$  の値が、式 (5.45), (5.46) に示すように  $V$  の値に依存しており、この  $V$  の値は、式 (5.44) から決定されるので  $L$  に対して不連続に変化することになるためである。 $M = 100$ ,  $R = 12$ ,  $\eta = 0.1$  とした場合に、 $L$  の各値に対する  $V$  と  $J$  の値を表 5.1 に示す。表 5.1 において、 $V$  が不連続に変化する  $L$  の各値に対して、図 5.18 に不連続的变化が生じている。

<sup>8</sup> $\gamma = 1.0$  のときには、両者は一致する。

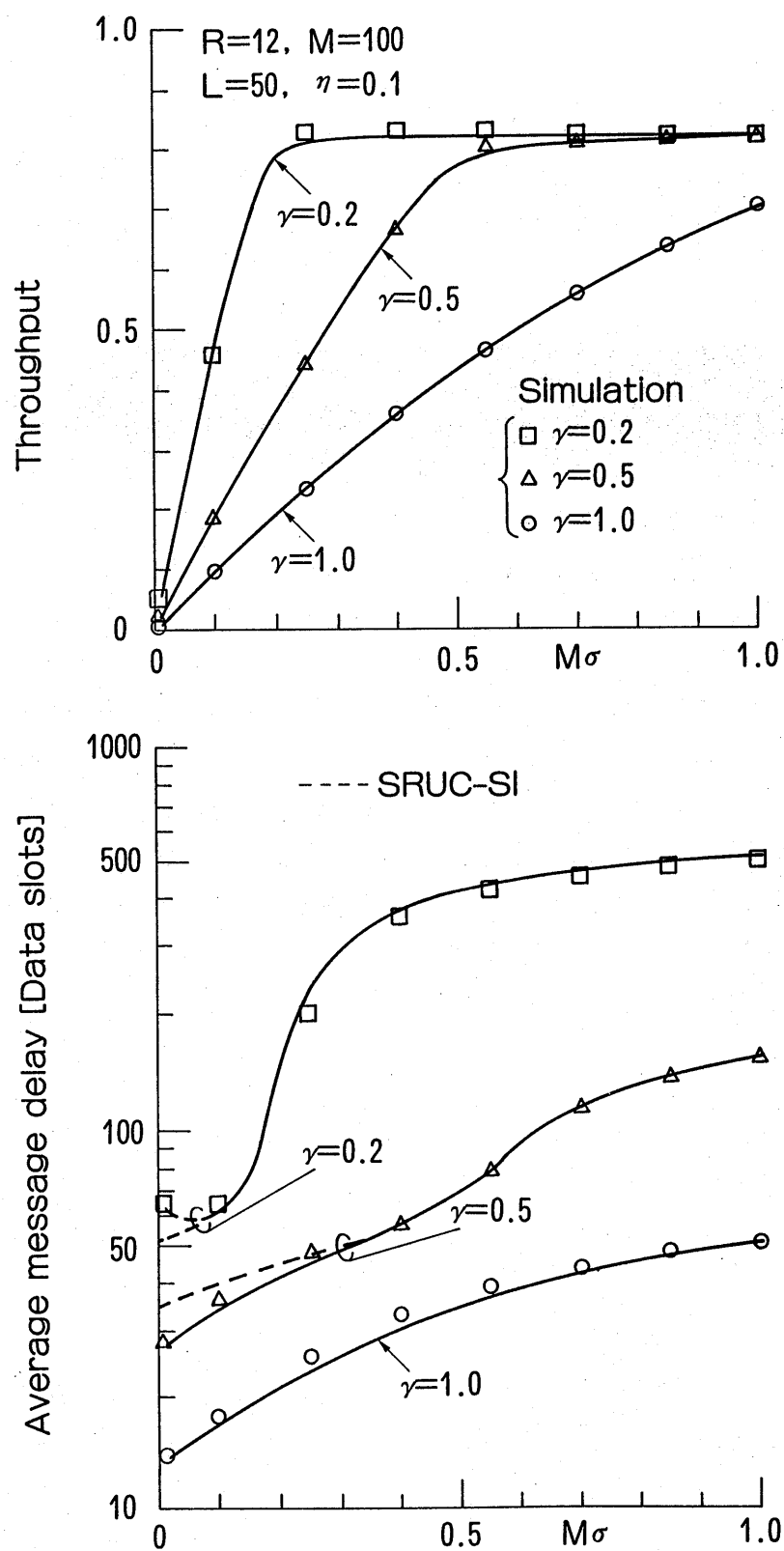


図 5.17: SRUC 方式のスループット及び平均メッセージ遅延特性

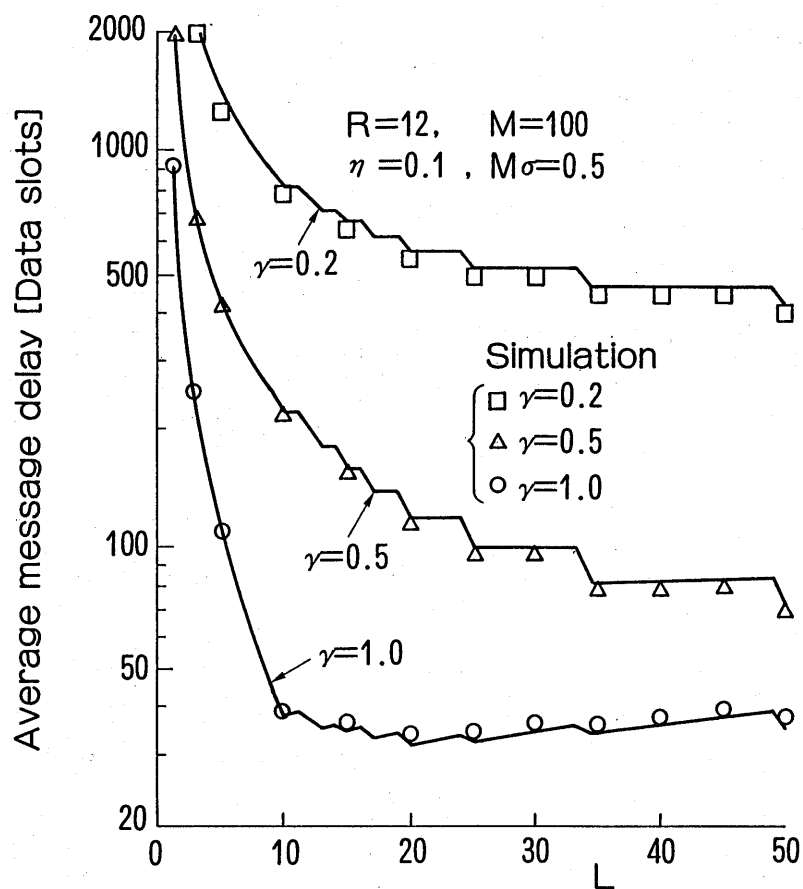


図 5.18: SRUC 方式の平均メッセージ遅延と  $L$  の関係

表 5.1: SRUC 方式における  $L$ ,  $V$  及び  $J$  の関係 ( $M = 100$ ,  $R = 12$ ,  $\eta = 0.1$ )

L	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10, 11	12	13, 14
V	100	50	34	25	20	17	15	13	12	10	9	8
J	2		3	4		5		6			7	

L	15, 16	17 ~ 19	20 ~ 24	25 ~ 33	34 ~ 49	50 ~ 99	100
V	7	6	5	4	3	2	1
J	8			9	10		11

また、 $V$  の値が同じになる  $L$  の各値に対しては、 $\alpha$  と  $J$  が一定の値になることから次のことが言える。局が T または B モードから  $PT_J$  モードに遷移することなく、Q モードに遷移するまでの平均大スロット数は、 $\{J + (L - 1)/2\}$  で与えられる。このうち、 $J$  は一定である。従って、 $V$  の値が同じになる  $L$  の各値のうち、平均メッセージ遅延が最小となるのは、最小の  $L$  のときである。図 5.18 にはこのような現象も現われている。

更に、図 5.18 より、平均メッセージ長に応じて最適なフレーム長が存在することが明らかである。しかし、本方式では、フレーム長  $L$  の値がある程度大きいときには、その性能に及ぼす影響は小さくなり、最適なフレーム長を用いた場合との性能の差はわずかとなる。一方、与えられた負荷に対して  $L$  が小さすぎると性能は急激に劣化している。これらの理由は、表 5.1 から分かるように、 $L$  が大きくなるにつれて、 $L$  の変化に対する  $V$  の変化の割合が小さくなるからである。即ち、 $L$  が小さいときには、 $V$  が大きく変化するのに対し、 $L$  がある程度大きくなると、 $V$  は高々 1 しか変化しない。この  $V$  はオーバーヘッドの大きさを示すものであり、 $V$  が大きい程オーバーヘッドは大きくなる。このため、 $L$  が小さいとオーバーヘッドの影響が大きくなり、逆に、 $L$  が大きくなるとその影響が小さくなるからである。図 5.18 は、 $M\sigma$  を固定して  $\gamma$  を変化させているが、逆に  $\gamma$  を固定して  $M\sigma$  を変化させても上記のことと同様の結論が得られる。従って、本方式には、負荷に応じて最適なフレーム長が存在するが、フレーム長を最適値よりあまり小さくならないように選びさえすれば、フレーム長の選択にそれ程注意を払う必要はないことが分かる。なお、フレーム長  $L$  をパラメータに取った場合のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を図 5.19 に示す。この図からも、負荷に応じて最適なフレーム長が存在することが明かである。

### 5.3.5 可変長フレーム SRUC (V-SRUC) 方式

上の議論から、SRUC 方式には負荷に応じて最適なフレーム長が存在することが明かとなった。従って、負荷の変動が大きい場合には、フレーム長を固定とするのは得策ではない。そこで、ここでは、簡単な方法によって、負荷に応じてフレーム長を可変にする V-SRUC (Variable frame length - SRUC) 方式を提案し、その性能について検討する。

V-SRUC は、フレーム内の予約状態で使用されるデータスロット数から、次のフレームのフレーム長を決定するものである。

$i$  番目 (但し、 $i \geq 1$ ) のフレームのフレーム長を  $L_i$ 、大スロット内の小スロット数を  $V_i \equiv \lceil M/L_i \rceil$ 、そして予約状態で使用されるデータスロット数を  $L_{Ri}$  とする。このとき、 $L_{Ri}/L_i \simeq 1$  ならば、チャネルが容量近くまで使用されており、待ち行列内で費やす時間が大きくなっていると考えられる。そこで、この場合には、オーバーヘッドを減じて容量を大きくするためフレーム長を大きくする。一方、 $L_{Ri}/L_i \ll 1$  ならば、このときの負荷に対して過大なフレーム長を用いていることになるので、フレーム長を小さくする。このようにすれば、負荷がある程度重い場合には適応性が更に良くなる。しかし、前にも述べたように、あまりフレーム長を小さくしすぎると、オーバーヘッドが急激に大きくなり返って性能が劣化することもあり得る。これを避けるために、フレーム長の下限  $L_{min}$ 、即ち、大スロット内の小スロットの上限  $V_{max} \equiv \lceil M/L_{min} \rceil$  を置く。また、前にも述べたように、 $V$  の値が同じになる  $L$  の各値のうち、平均メッセージ遅延が最小となるのは最小の  $L$  のときである。従って、 $V$  の値をもとに、 $L$  の値を変えるのが良い。

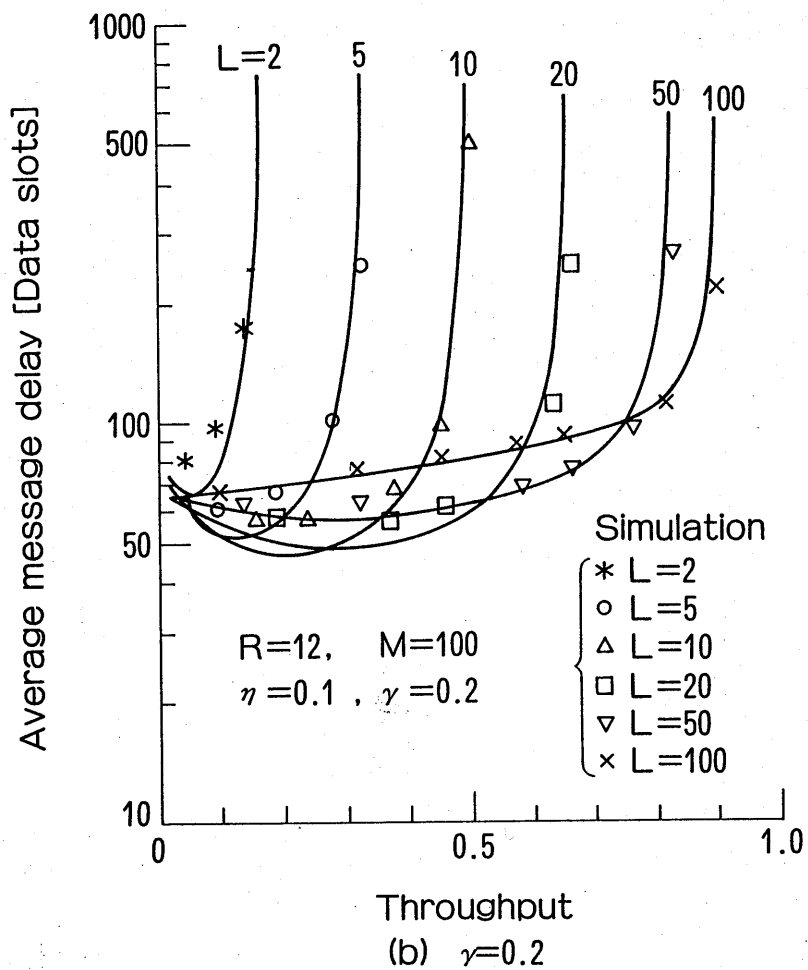
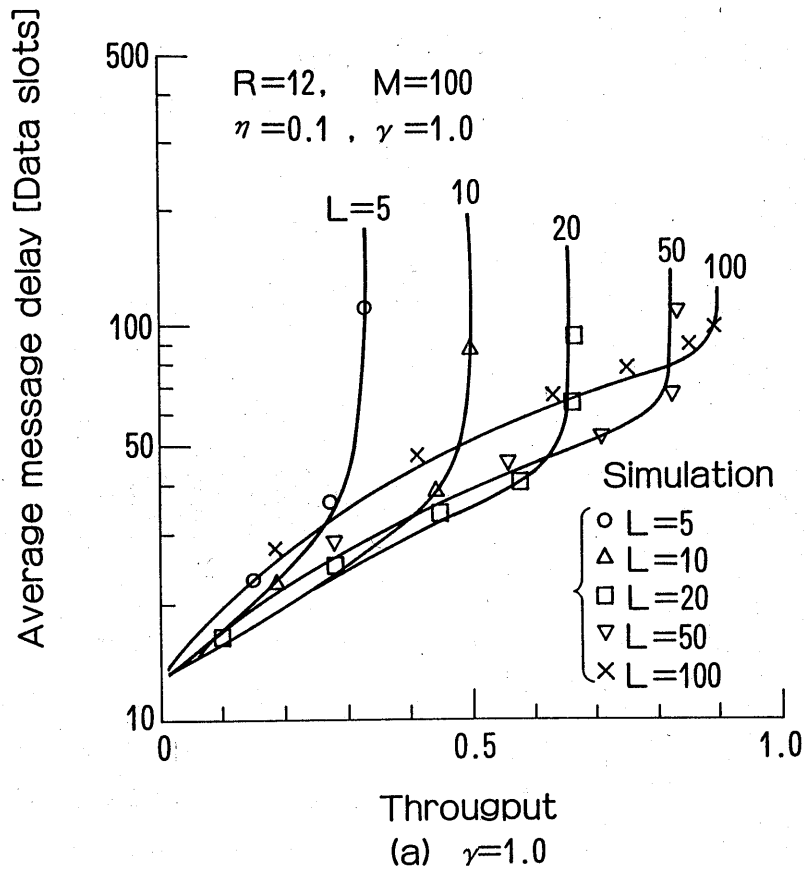


図 5.19: SRUC 方式のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性

$(i-1)$  番目のフレームにおける  $V_{i+1}$  と  $L_{i+1}$  を次のように決める. まず,  $L_{Ri}$  から,  $V_{i+1}$  の候補となる値  $V_{i+1}^*$  を次式によって求める.

$$V_{i+1}^* = \lceil M/L_{Ri} \rceil - k \quad (5.66)$$

但し,  $k$  はある正整数である. 上式において,  $L_{Ri}/L_i = 1$  のとき  $\lceil M/L_{Ri} \rceil = V_i$  となるが, このときにはフレーム長を大きくする必要があるので,  $\lceil M/L_{Ri} \rceil$  から  $k$  だけ引いたものを  $V_{i+1}^*$  とした.  $K$  の値をいくりにするのが最も良いかということを, 理論的に決定することは困難である. 最適な  $k$  の値は, 種々のパラメータの値に依存するが, 本節で用いている数値例では, シミュレーションの結果によると,  $k = 1$  程度にしておけば十分のようである. なお,  $L_{Ri} = 0$  の場合には  $V_{i+1}^* = V_{max}$ ,  $V_{i+1}^* \leq 0$  となる場合には  $V_{i+1}^* = 1$  とする. この  $V_{i+1}^*$  を実現する最小のフレーム長を  $L_{i+1}$  とすると, これは次式で与えられる.

$$L_{i+1} = \lceil M/V_{i+1}^* \rceil \quad (5.67)$$

このとき, 表 5.1 から分かるように,  $L$  と  $V$  の値が 1 対 1 に対応していないので, この  $L_{i+1}$  を実現する最小の  $V$  の値が  $V_{i+1}^*$  と異なる場合がある. 例えば,  $L_{Ri} = 4$ ,  $k = 1$  のとき,  $V_{i+1}^* = 24$ ,  $L_{i+1} = 5$  となる. しかし,  $L_{i+1} = 5$  なるフレーム長を用いるときには, 表 5.1 から  $V = 20$  とすれば十分である. 従って, 式 (5.67) で得られた  $L_{i+1}$  を実現する最小の  $V$  の値を  $V_{i+1}$  とすればよく,  $V_{i+1}$  は次式で与えられる.

$$V_{i+1} = \lceil M/L_{i+1} \rceil \quad (5.68)$$

$M = 100$ ,  $R = 12$ ,  $\gamma = 0.5$ ,  $\eta = 0.1$ ,  $V_{max} = 5$ ,  $k = 1$  の場合の 10000 大スロット分のシミュレーション結果を図 5.20 に示す. 図中の実線と一点鎖線は, フレーム長を固定とした場合の理論値を表している. 図 5.20 において, シミュレーション結果は, 固定長フレームの場合の包絡線上の値に非常に近いものとなっている. このことから, V-SRUC 方式の性能は, SRUC 方式において負荷に応じて最適なフレーム長を選択したときの性能に非常に近いものとなることが分かる.

V-SRUC 方式が, 簡単な方法によってフレーム長を可変にするにもかかわらず, このように優れた性能を持つのは次の理由による. SRUC 方式では, 負荷に応じて最適なフレーム長が存在したが, フレーム長が最適値よりあまり小さくなければ, そのときの性能と最適なフレーム長を用いた場合の性能との差はわずかであった. 従って, ある程度大きめにフレーム長を選ぶようにすれば, フレーム長の選択に対してそれ程注意を払う必要はない. V-SRUC 方式は, SRUC 方式のこの特徴を有効に利用したものである.

### 5.3.6 むすび

本節では, SRUC 方式に対して, 各局がマルチパケットメッセージを発生するという条件の下で近似モデルを構成し, それに平衡点解析の手法を適用して, その性能を詳細に検討した. その結果, 次のことが明らかとなった.

- (1) アロハ形予約方式と同様に, フレーム長の変化に対して, 平均メッセージ遅延が不連続的に変化する.
- (2) 負荷に応じて最適なフレーム長が存在する. しかし, フレーム長を最適値よりあまり小さくな

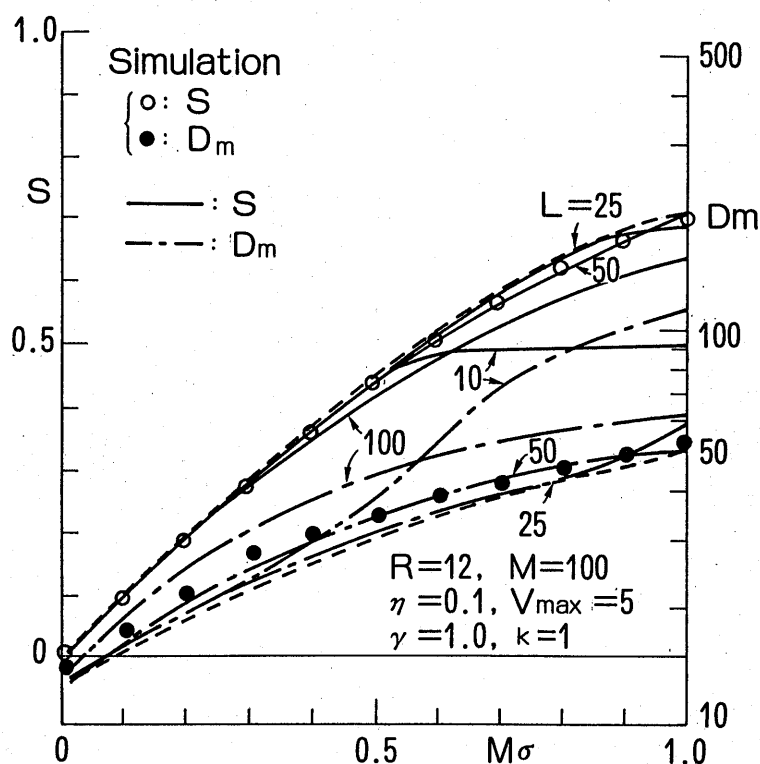


図 5.20: V-SRUC 方式のスループット及び平均メッセージ遅延のシミュレーション結果

らないように選びさえすれば、その場合の性能と最適なフレーム長を用いた場合の性能との差はわずかとなる。従って、ある程度大きめにフレーム長を選ぶようにすれば、フレーム長の選択に対してそれ程注意を払う必要はない。

以上の結果をもとに、負荷に応じてフレーム長を可変にする V-SRUC 方式を提案し、その性能をシミュレーションによって求めた。その結果、V-SRUC 方式の特性は、SRUC 方式において負荷に応じて最適なフレーム長を選択したときの性能に非常に近いものとなった。

今後の課題としては、まず仮定 (A4) の制約を取り除いて、各局においてメッセージの待ち行列が形成されることを許したシステムの解析が必要である。



## 5.4 nonpersistent CSMA-CD 方式

### 5.4.1 まえがき

Ethernet [Metc76] 形のバス状ローカルネットワークは、信頼性や拡張性が高く、しかも経済的で構成が簡単であるという特徴を持つ。そのため、最近多くの研究が行われている。この種のネットワークにおける多元接続プロトコルの代表的なものには、CSMA [Klei75b], [Toba77], [Muku80], CSMA-CD [Lam 80b], [Toba80b], [Tama82], [Iida81, 82] 方式がある。

この CSMA と CSMA-CD に関して、文献 [Klei75b], [Toba77], [Muku80], [Lam 80b], [Toba80b], [Tama82], [Iida81, 82] において、種々の観点から研究がなされている。これらのプロトコルでは、ランダムアクセスシステムの特徴であるチャネルの不安定現象が現れるので、このことをも考慮した性能の解析、即ち動特性の解析が必要である。しかし、この動特性解析に関するこれまでの研究は、必ずしも十分なものではない。

文献 [Toba77, 80b] は、動特性解析に関する従来の研究の基本ともいうべきものである。これらは、それぞれ slotted nonpersistent CSMA, slotted nonpersistent CSMA-CD を取り扱っている。その解析は、伝送期間 (Transmission Period : TP) [Toba77, 80b] 終了直後の空スロットを隠れスロットとした隠れマルコフ連鎖でモデル化し、通常のマルコフ連鎖の解析手法を用いて行われたものである。また、それは、チャネルの検知がパケットの発生 (またはレディとなった) 時点においてなされるという条件の下で行われている。しかし、CSMA に関する最初の研究である文献 [Klei75b] においては、チャネルの検知は小スロットの開始時点でなされるとしている。チャネルの時間軸がスロット化された状況においては、システム内の端末は、そのクロックに同期して動作するのが自然であり、従ってチャネルの検知も小スロットの開始時点に取るのが妥当であり、且つ実際的であると考えられる。このようなチャネルの検知時点の違いが、システムの性能にどのような影響を及ぼすかは、これまでに明らかにされていない。

また、nonpersistent CSMA については、時間軸をスロット化することによって、スロット化しない場合よりも性能が改善されるということも、静特性の面からこれまでに明らかにされている [Klei75b]。このことは、nonpersistent CSMA-CD についても同様に成立する。従って、動特性の面から、スロット化による性能改善の度合いがどの程度のものであるか、更に、スロット化が性能改善の点からみて常に必要なことであるかどうかということを、non-slotted 方式との比較において検討しておくのは、必要なことと考えられる。しかし、non-slotted nonpersistent CSMA-CD の動特性解析は、解析上の困難さのため、従来行われておらず、従って上記の問題についても検討されていない。

そこで、本節では、上記二つの問題を検討するために、(1) チャネルの検知を小スロットの開始時点で行う、(2) パケットの発生 (またはレディとなった) 時点で行う、という二通りの場合の slotted nonpersistent CSMA-CD (以下、slotted CSMA-CD と略す) の動特性と、non-slotted nonpersistent CSMA-CD (以下、non-slotted CSMA-CD) の動特性とを解析する。これらの解析を統一的且つ容易に行うために、本節では多次元マルコフ連鎖の有力な近似解析手法である平衡点解析の手法 [Fuku78] を用いる<sup>9</sup>。この手法によって、non-slotted CSMA-CD の動特性の解析が可能となる。更

<sup>9</sup> 文献 [Muku80], [Iida82] でも、それぞれ nonpersistent CSMA, non-slotted 1-persistent CSMA-CD の動特性を

に、本節では、これらのプロトコルの性能の比較を行い、スロット化、衝突検出機能の付加及びチャネルの伝搬遅延が性能に及ぼす影響について総合的に考察する。

以下、5.4.2で各プロトコルをモデル化するための共通の仮定について述べる。続いて、5.4.3で slotted CSMA-CD、5.4.4で non-slotted CSMA-CDの動特性を解析する。最後に、これらの解析結果を用いて、5.4.5で性能の比較を行う。

## 5.4.2 仮定と評価基準

各プロトコルの性能を共通の基盤の上で比較するために、次の仮定を置く。

- (A10) システムは  $M$  個の端末を持つ。
- (A11) 任意の二つの端末間の伝搬遅延は一定とし、これを  $\tau$  秒とする。
- (A12) 一つの端末のパケットの発生間隔は、平均が  $\tau/\sigma$  秒の指数分布に従う。
- (A13) 各端末は、一つのパケットの伝送が完了し、そのパケットが受信されるまでは、次のパケットを発生しない。
- (A14) パケットの長さは一定とし、その伝送時間を  $T$  秒とする。
- (A15) non-slotted 方式の場合には、失敗伝送期間 (unsuccessful TP) [Toba80b] において 2 番目にパケットを送信する端末の送信開始時点から  $K\tau$  秒後に、衝突に含まれる全ての端末が送信を中止する<sup>10</sup>。一方、slotted 方式の場合には、パケットの送信開始時点が小スロットの開始時点に同期づけられるので、失敗伝送期間の開始時点から  $K\tau$  秒後に送信を中止する。
- (A16) パケットの送信に失敗した端末とチャネルの検知結果がビジーであった端末は、平均が  $\tau/\nu$  秒の指数分布に従う遅延の後に<sup>11</sup>、パケットの再送が可能、即ちレディ (ready) となる。
- (A17) チャネルの検知は瞬時に行われる。
- (A18) パケットの誤りは、互いの衝突によってのみ起こるものとし、他の誤りは無視する。

性能の評価基準としては、次のものを用いることにする。

- (i) スループット (throughput)  $S$  : 1 パケット伝送時間当りに正しく伝送される平均パケット数。
- (ii) 平均パケット遅延 (average packet delay)  $D$  : パケットの発生時点からその送信完了時点までの平均時間 (1 パケット伝送時間を単位とする)。

以下の議論においては、簡単のため、伝搬遅延時間  $\tau$  秒を時間の単位とする。そこで、パケット伝送時間  $T$  秒をこの時間の単位に換算しておく。これを  $H$  で表すと、次式が成立する。

$$H \equiv T/\tau = 1/a, \quad a \equiv \tau/T \quad (5.69)$$

上式において、“ $\equiv$ ” は定義を意味する。

---

平衡点解析の手法を用いて解析している。

<sup>10</sup> 伝送期間を開始した端末の次にパケットを送信する端末が、その伝送期間の開始後  $\tau$  秒の間に、パケットの送信を開始すれば、それらの送信は失敗することに注意されたい。

<sup>11</sup> slotted 方式の場合には、連続分布にするよりも離散分布にした方が自然である。筆者らは、その一例として幾何分布を採用したときの slotted CSMA-CD の解析を文献 [Ishi82e]で行っている。しかし、 $\nu$  の値が小さい場合には、両者の性能の差はほとんどない。

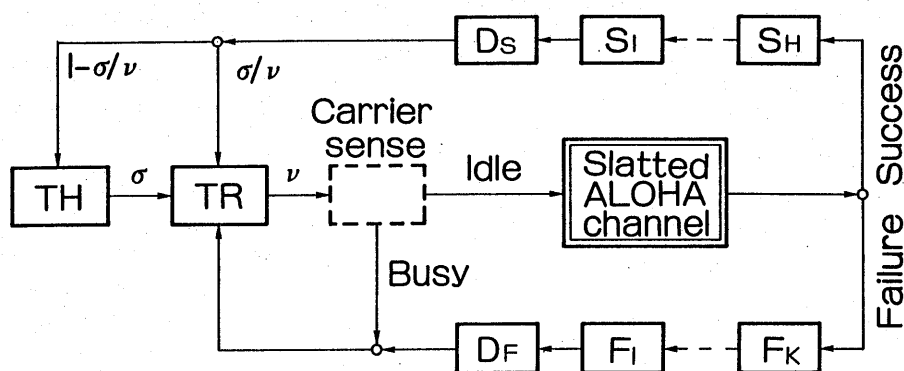


図 5.21: slotted nonpersistent CSMA-CD のモデル ( $\sigma \leq \nu$ )

### 5.4.3 slotted CSMA-CD の性能解析

#### (1) チャンネルの検知を小スロットの開始時点で行う場合

ここでは、文献 [Klei75b] と同様にチャンネルの検知が小スロットの開始時点でなされるという条件の下で、slotted CSMA-CD の動特性の解析を行う。

このプロトコルでは、チャンネルの時間軸が伝搬遅延に等しい大きさの小スロットに分割されている。ある小スロット内でパケットを発生した（またはレディとなった）端末は、次の小スロットの開始時点でチャンネルを検知する。その結果、チャンネルがアイドルであれば、その端末は直ちにパケットを送信する。送信に失敗した場合には、仮定 (A15) と (A16) とに従う。一方、チャンネルがビジーであれば、仮定 (A16) に従う。

#### (a) モデル化

5.4.2 の仮定の下で、システムのマルコフモデルを構成するために、小スロットの開始時点にのみ着目する。この時点において、端末が取り得る状態を分類してみると、 $T$ ,  $RT$ ,  $S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_s$ ,  $F_j$  ( $1 \leq j \leq K$ ) 及び  $D_F$  モードが考えられる。

まず、 $T$  モードは送信すべきパケットを持っていない状態であり、このモードの端末は仮定 (A12) に従う。 $RT$  モードは、パケットの衝突を検出して送信を中止した状態、またはチャンネルの検知結果がビジーであった状態である。但し、パケットの送信に失敗した場合には、チャンネルがアイドルとなった時点でこのモードに入る。 $RT$  モードの端末は、仮定 (A16) に従う。また、 $S_i$  モードとは、パケットの送信に成功し、 $i$  小スロット後にその送信を完了する状態をいう。 $D_s$  モードは、パケットの送信を完了し、受信されるのを待っている状態である。一方、 $F_j$  モードとは、パケットの送信に失敗し、 $j$  小スロット後にその送信を中止する状態をいう。 $D_F$  モードは、衝突に含まれた全ての端末がパケットの送信を中止し、チャンネルがアイドルになるのを待っている状態である。以上のモードのうち、 $D_s$  と  $D_F$  モードは伝搬遅延の影響を表している。

解析の簡単のため、文献 [Ishi82e] と同様にして、 $T$  及び  $RT$  モードを  $TH$  及び  $TR$  モードに変形すると、図 5.21 のモデルが得られる。興味あるシステムでは一般に  $\sigma \leq \nu$  であるので、本節ではこの場合だけを考察する。

## (b) 平衡点解析

図 5.21 において,  $TR, D_S, S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_F, F_j$  ( $1 \leq j \leq K$ ) モードにある端末数をそれぞれ  $n, m_0, m_i, l_0, l_j$  とすると, 状態ベクトル  $\mathbf{n} \equiv (n, m_i, l_j : 0 \leq i \leq H, 0 \leq j \leq K)$  は, 小スロット毎に状態推移が起きるマルコフ連鎖となる. これに平衡点解析の手法 [Fuku78], [Tasa80c] を適用する.

まず, ある小スロットの開始時点でシステムの状態が  $\mathbf{n}$  のとき, チャンネルがアイドルであるという条件の下で, パケットの送信に成功する平均端末数を  $S_{SA}(\mathbf{n})$  と置く. 1 小スロット当り  $TR$  モードからランダムアクセスする端末の個数が平均  $n\nu$  のポアソン分布に従うと近似すると, これは次式で与えられる.

$$S_{SA}(\mathbf{n}) = n\nu e^{-n\nu} \quad (5.70)$$

また, チャンネルがアイドルであれば 1, ビジーならば 0 となる関数を考え, これを  $P_I(\mathbf{n})$  と置く. このとき, 各モードにおける平均増加端末数を求めて 0 とおき, 独立な式をまとめると次のようになる.

$$m_0 = m_1 = \dots = m_H = P_I(\mathbf{n}) S_{SA}(\mathbf{n}) \quad (5.71)$$

$$l_0 = l_1 = \dots = l_K = P_I(\mathbf{n})(n\nu - S_{SA}(\mathbf{n})) \quad (5.72)$$

$$(M - n - \sum_{i=0}^H m_i - \sum_{j=0}^K l_j)\sigma = (1 - \sigma/\nu)m_0 \quad (5.73)$$

但し, 式 (5.73) の導出においては,  $\sigma$  の 2 次以上の項は無視した. 以下の解析においても同様の近似を行う.

式 (5.70) ~ (5.73) の解が平衡点  $\mathbf{n}_e \equiv (n_e, m_{ie}, l_{je})$  である. しかし, これを求めるためには,  $P_I(\mathbf{n})$  を具体的に与えることが必要である. そこで, 平衡点における値  $P_I(\mathbf{n}_e)$  を考え, これを小スロットの開始時点においてチャンネルがアイドルである確率で近似する. また,  $S_i$  モードに端末が存在する確率を  $m_{ie}$  で近似する.  $S_1 \sim S_H$  及び  $F_1 \sim F_K$  モードに端末が存在しないときだけ, 次の小スロットの開始時点でチャンネルがアイドルとなる. このため,  $P_I(\mathbf{n}_e)$  は次のように表すことができる.

$$P_I(\mathbf{n}) = 1 - \sum_{i=1}^H m_i - K P_I(\mathbf{n}) \{1 - e^{-n\nu} - S_{SA}(\mathbf{n})\} \quad (5.74)$$

但し, 上式では, 記述の簡単のため, 平衡点を表す添字  $e$  は省略してある. 以下の式においても添字  $e$  は省略する. 上式において,  $P_I(\mathbf{n}) \{1 - e^{-n\nu} - S_{SA}(\mathbf{n})\}$  は, パケットの送信に失敗する確率である. 従って, 上式の右辺の第 3 項は,  $F_1 \sim F_K$  モードのいずれかに端末が存在する確率を表している.

式 (5.71) ~ (5.74) を整理すると, 次式を得る.

$$M - n - P_I(\mathbf{n}) \{(K+1)n\nu + S_{SA}(\mathbf{n})(H - K + 1/\sigma - 1/\nu)\} = 0 \quad (5.75)$$

$$P_I(\mathbf{n}) = \frac{1}{1 + HS_{SA}(\mathbf{n}) + K\{1 - e^{-n\nu} - S_{SA}(\mathbf{n})\}} \quad (5.76)$$

平衡点方程式 (5.70), (5.75), (5.76) は,  $n$  に関して解くことができる. ここで, スループット  $S$  を, 平衡点において 1 パケット伝送時間当り正しく伝送される平均パケット数で近似する. このとき, 次式が得られる.

$$S = HP_I(n)S_{SA}(n) \quad (5.77)$$

また, 平均パケット遅延  $D$  は, 図 5.21 の変形前のモデルにリトルの公式を用いると, 次式で与えられる.

$$D = M/S - a/\sigma - a/2 \quad [\text{単位: } T] \quad (5.78)$$

但し, 上式の右辺の第 3 項は, パケットの発生時点が小スロット内で一様分布に従うということを考慮したものである.

上の理論式において  $K = H$  と置くと, slotted CSMA の理論式が得られることは明かである.

更に, 式 (5.77) に式 (5.70), (5.76) を代入し,  $n\nu = g$  と置くと,

$$S = \frac{Hge^{-g}}{1 + Hge^{-g} + K(1 - e^{-g} - ge^{-g})} \quad (5.79)$$

を得る. これは, 文献 [Toba80b] の無限端末モデルに対する結果と一致する. その結果は, チャネルの検知が小スロットの開始時点で行われるとして得られたものである. もちろん, 上式において,  $K = H$ ,  $g = aG$  と置き, 式 (5.69) を用いれば, 上式は文献 [Klei75b] の slotted CSMA に対する結果とも一致する.

## (2) チャネルの検知をパケットの発生 (またはレディとなった) 時点で行う場合

ここでは, 文献 [Toba77, 80b] と同様にチャネルの検知をパケットの発生 (またはレディとなった) 時点で行うという条件の下で, slotted CSMA-CD (以下, (1) のプロトコルと区別するために, slotted CSMA-CD\* と記す) の動特性を解析する.

ある小スロット内でパケットを発生した (またはレディとなった) 端末は, その発生 (またはレディとなった) 時点でチャネルを検知する. その結果, チャネルがアイドルならば, 次の小スロットの開始時点でパケットの送信を開始する.

### (a) モデル化

システムのモデルを構成する際に注意すべきことは, 今の場合, 仮定 (A15) が必ずしも妥当ではないということである. これは, 伝送期間 (TP) の開始後 1 小スロット内においてパケットを発生する (またはレディとなる) 端末がチャネルをアイドルと検知するためである. 一例として, 衝突検出時間及びジャム時間 [Toba80b] を無視した場合を考えてみる. 失敗伝送期間の開始後 1 小スロット内にチャネルを検知する端末が存在しないときには, (1) の場合と同様に, 1 小スロット後に送信が中止される. 一方, 伝送期間の開始後 1 小スロット内にチャネルを検知する端末が存在するときには, 2 小スロット後に送信が中止される.

このような事実にもかかわらず, 本節では, 解析の簡単のため仮定 (A15) を置く.  $K$  の値としては, 安全のため, 伝送期間の開始後 1 小スロット内にチャネルを検知する端末が存在する場合の値

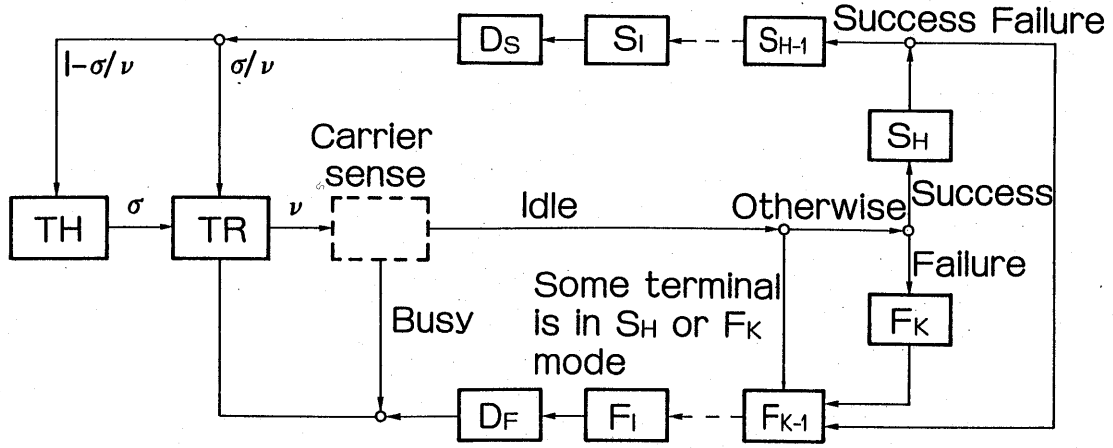


図 5.22: slotted nonpersistent CSMA-CD\* のモデル ( $\sigma \leq \nu$ )

を用いることにする (上の例では,  $K = 2$ ). この近似の精度については, 5.4.5 でシミュレーションによって検討する.

上の近似の下で, 端末の取り得る状態としては, (1) の場合と同じモードが考えられる. 但し, この場合の  $S_H$  モードは, 現小スロット内でチャネルを検知する端末が存在しないとき,  $H$  小スロット後に送信を完了する状態である. それらの相互の関係を図 5.22 に示す.

図 5.22 において, 一つの伝送期間を開始する TR モードの端末は, まず成功か失敗かに従い, それぞれ  $S_H, F_K$  モードに入る. この伝送期間の開始後 1 小スロットの間に TR モードの端末がチャネルを検知する場合には, その伝送は確率 1 で最終的に失敗することになる. このとき,  $S_H$  (または  $F_K$ ) モードの端末と TR モードからチャネルを検知した端末は,  $F_{K-1}$  モードに入る. 一方, チャネルを検知する端末が存在しない場合には,  $S_{H-1}$  モードに入る.

## (b) 平衡点解析

まず, ある小スロットの開始時点においてシステムの状態が  $\mathbf{n} \equiv (n, m_i, l_j : 0 \leq i \leq H, 0 \leq j \leq K)^{12}$  のとき,  $S_H$  及び  $S_{H-1}$  モードに入る平均端末数をそれぞれ  $s_H(\mathbf{n}), s_{H-1}(\mathbf{n})$  と置く. 更に,  $S_H$  または  $F_K$  モードに端末が存在するとき 1, そうでないとき 0 となる関数を  $f(\mathbf{n})$  とする. また, 小スロットがアイドル期間 (idle period) [Klei75b] にあれば 1, ビジー期間 (busy period) [Klei75b] にあれば 0 となる関数を  $P_I(\mathbf{n})$  と置く. このとき, (1) の場合と同様な議論により, 次の関係式を得る.

$$m_0 = m_1 = \cdots = m_{H-1} = s_{H-1}(\mathbf{n}) \quad (5.80)$$

$$m_H = s_H(\mathbf{n}) \quad (5.81)$$

$$l_0 = l_1 = \cdots = l_{K-1} = f(\mathbf{n})n\nu + l_K + \{m_H - s_{H-1}(\mathbf{n})\} \quad (5.82)$$

$$l_K = P_I(\mathbf{n})n\nu - s_H(\mathbf{n}) \quad (5.83)$$

$$(M - n - \sum_{i=0}^H m_i - \sum_{j=0}^K l_j)\sigma = (1 - \sigma/\nu)m_0 \quad (5.84)$$

<sup>12</sup> この変数の定義は, (1) の場合のそれに従ったものである. なお, 5.4.4 でもこの定義に従う.

$$f(n) = P_I(n)(1 - e^{-n\nu}) \quad (5.85)$$

$$s_H(n) = P_I(n)n\nu e^{-n\nu} \quad (5.86)$$

$$s_{H-1}(n) = m_H e^{-n\nu} \quad (5.87)$$

$$P_I(n) = 1 - \sum_{i=0}^{H-1} m_i - f(n) - K P_I(n) \{1 - e^{-n\nu} - S_{SA}(n)\} \quad (5.88)$$

$$S_{SA}(n) \equiv n\nu e^{-2n\nu} \quad (5.89)$$

但し、小スロットがアイドル期間にあるのは、 $D_S, S_1 \sim S_H, D_F$  及び  $F_1 \sim F_K$  モードに端末が存在しないときだけであることから、式 (5.88) が導かれる。

以上の式を整理すると、次の平衡点方程式を得る。

$$M - n - P_I(n) \{ (2K + 1 - K e^{-n\nu}) n\nu + S_{SA}(n) (H - K + 1/\sigma - 1/\nu) \} = 0 \quad (5.90)$$

$$P_I(n) = \frac{1}{HS_{SA}(n) + K \{1 - e^{-n\nu} - S_{SA}(n)\} + 2 - e^{-n\nu}} \quad (5.91)$$

スループット  $S$  と平均パケット遅延  $D$  は、それぞれ式 (5.77), (5.78) で与えられる。

#### 5.4.4 nonslotted CSMA-CD の性能解析

本プロトコルでは、slotted CSMA-CD とは異なり、チャネルの時間軸はスロット化されていない。そのため、チャネルの検知は、パケットの発生 (またはレディとなった) 時点で行われる。

##### (1) モデル化

本プロトコルの場合には、これまでのように、5.4.2 の仮定の下でシステムの正確なマルコフモデルを構成するのは困難である。そこで、ここでは、伝搬遅延に等しい間隔で周期的にチャネルを観測することによって、離散時間の近似モデルを構成することにする。

このとき、成功伝送期間 (successful TP) [Toba80b] は、その長さが  $(H+1)$  となるので、 $(H+1)$  個の引き続く観測時点で観測される。一方、失敗伝送期間は、 $(K+1)$  または  $(K+2)$  個の引き続く観測時点で観測されることになる。これは、失敗伝送期間の長さが一定でないためである。すなわち、仮定 (A15) より、失敗伝送期間の開始時点とその期間における 2 番目のパケット送信開始時点との時間間隔を  $Y$  ( $Y$  は、 $0 < Y < 1$  なる確率変数) とすると、その期間長は  $(Y + K + 1)$  となるためである。

上の議論から、観測時点において、各端末は、 $T, RT, S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_S, F_j$  ( $1 \leq j \leq K+1$ ) 及び  $D_F$  モードのいずれかの状態にあると考えられる<sup>13</sup>。明らかに、これらのモードの意味は、5.4.3 のそれとは若干異なっている。しかし、これらの意味は容易に類推できるので、その説明は省略する。

失敗伝送期間の長さが  $(Y + K + 1)$  となるので、上記のモードの相互の関係を厳密にモデル化するのは困難である。そこで、本節は、失敗伝送期間の長さを  $(K + 2)$  としてモデル化し、図 5.23

<sup>13</sup> 観測時点と伝送期間の開始時点とが一致することはほとんどない。このため、端末の状態の定義の仕方には、他にもいくつかの方法が考えられる。しかし、ここでは、5.4.3 でのそれとの整合性のため、このような定義の仕方をした。

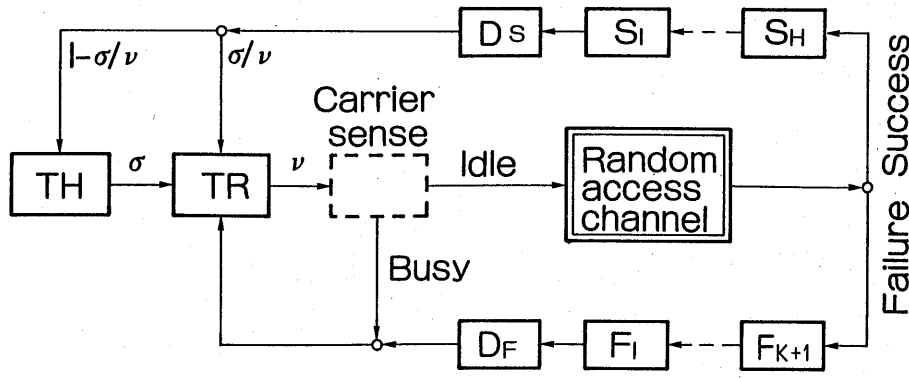


図 5.23: non-slotted non-persistent CSMA-CD の近似モデル ( $\sigma \leq \nu$ )

のモデルを得る. もちろん, このモデルは, 現実のシステムの状態推移を, 必ずしも正確に表現するものではない. しかし, 後に示すように, システムの安定性, スループット及び平均遅延の評価には, このモデルで十分である.

## (2) 平衡点解析

ある観測時点において, システムの状態が  $\mathbf{n} \equiv (n, m_i, l_j : 0 \leq i \leq H, 0 \leq j \leq K+1)$  のとき, その観測区間がアイドル期間を含めば 1, そうでなければ 0 となる関数を  $P_I(\mathbf{n})$  と置く. また, チャンネルがアイドル期間にあるという条件の下で, 単位時間当りパケットのランダムアクセスに成功する平均端末数を  $S_{RA}(\mathbf{n})$  と置く. 単位時間当り TR モードを出る端末数が平均  $n\nu$  のポアソン分布に従うと近似すると, これは次式で与えられる.

$$S_{RA}(\mathbf{n}) = n\nu e^{-n\nu} \quad (5.92)$$

また, 5.4.3. と同様な議論により, 次式が成立する.

$$M - n - P_I(\mathbf{n})\{(K+2)n\nu + S_{RA}(\mathbf{n})(H - K - 1/\sigma - 1/\nu)\} = 0 \quad (5.93)$$

$P_I(\mathbf{n})$  は, 図 5.23 のモデルをもとにして, これまでと同様に求めることもできる. しかし, ここでは, その値を正確に評価するために, 特に従来の結果との整合性のために (式 (5.100) 参照), 失敗伝送期間の平均長を  $(\bar{Y} + K + 1)$  (但し,  $\bar{Y}$  は  $Y$  の平均値) として, これを求める. 成功及び失敗伝送期間が生じる確率がそれぞれ  $P_I(\mathbf{n})S_{RA}(\mathbf{n})$ ,  $P_I(\mathbf{n})n\nu(1 - e^{-n\nu})$  であることから, 次式を得る.

$$P_I(\mathbf{n}) = 1 - (H+1)P_I(\mathbf{n})S_{RA}(\mathbf{n}) - (\bar{Y} + K + 1)P_I(\mathbf{n})n\nu(1 - e^{-n\nu}) \quad (5.94)$$

更に,  $Y$  ( $0 < Y < 1$ ) の確率分布関数は,  $F_Y(y) \equiv (1 - e^{-n\nu y})/(1 - e^{-n\nu})$  で与えられる. 従って,  $\bar{Y}$  は次のようになる.

$$\bar{Y} = \int_0^1 (1 - F_Y(y)) dy = \frac{1}{n\nu} - \frac{e^{-n\nu}}{1 - e^{-n\nu}} \quad (5.95)$$

式 (5.92), (5.95) を式 (5.94) に代入すると, 次式が得られる.

$$P_I(\mathbf{n}) = \frac{1}{HS_{RA}(\mathbf{n}) + (K+1)n\nu(1 - e^{-n\nu}) + 2 - e^{-n\nu}} \quad (5.96)$$



式 (5.92), (5.93), (5.96) の解が平衡点  $n_e$  であり, これは  $n$  に関して求めることができる.

スループット  $S$  と平均パケット遅延  $D$  は,

$$S = HP_I(n)S_{RA}(n) \quad (5.97)$$

$$D = M/S - a/\sigma - a \quad [T] \quad (5.98)$$

と表される. 但し, 式 (5.98) の右辺の第3項は, パケットの発生時点と送信完了時点とが観測期間内で一様分布に従うということを考慮したものである.

### (3) CSMA の場合への拡張

CSMA の場合には, 端末が衝突検出機能を持たないので, パケットの送信を途中で中止することはない. このため, 失敗伝送期間の長さは  $(Y + H + 1)$  となる. 但し, この場合の  $Y$  は, 失敗伝送期間の開始時点とその期間において最後にパケットを送信する端末の送信開始時点との時間間隔である. (2) と同じ近似の下で,  $Y$  の確率分布関数が  $F_Y(y) \equiv e^{-n\nu(1-y)}/(1 - e^{-n\nu})$  となるので,  $Y$  の平均  $\bar{Y}$  は次のようになる.

$$\bar{Y} = \frac{1}{1 - e^{-n\nu}} - \frac{1}{n\nu} \quad (5.99)$$

以上のことから, 本プロトコルに対する理論式は, (2) の理論式において,  $K = H$  とおいて, 式 (5.95) の代わりに式 (5.99) を用いることによって得られることが分かる.

このようにして得られたスループット  $S$  において, 式 (5.69) を代入し,  $n\nu = aG$  と置くと, 次式を得る.

$$S = \frac{Ge^{-aG}}{(1 + 2a)G + e^{-aG}} \quad (5.100)$$

これは, 文献 [Klei75b] の結果と一致する. また, 本節で得られる理論式は, 文献 [Muku80] の結果と近似的に一致する.

### 5.4.5 性能比較

ここでは, 本節で得られた理論式を用いて数値計算を行い, シミュレーションによって理論の近似の精度について検討するとともに, 各プロトコルの性能の比較を行う. なお, 以下の数値例では,  $M = 100$  の場合を考察する. また, シミュレーション結果は,  $10000T$  分のものを示してある.

再送確率  $\nu$  に対するスループット及び平均パケット遅延の理論値とそれに対するシミュレーション結果とを図 5.24 と図 5.25 に示す. 図 5.24 では  $a = 0.1$ ,  $\sigma = 0.7 \times 10^{-3}$ , 図 5.25 では  $a = 0.01$ ,  $\sigma = 1.0 \times 10^{-4}$  としてある. 但し, CSMA-CD の場合には,  $K$  の値として, 衝突検出時間及びジャム時間を無視したときのものを選んでいく. すなわち, slotted 及び non-slotted CSMA-CD の場合には,  $K = 1$  としてある. また, slotted CSMA-CD\* の理論値は,  $K = 2$  とした<sup>14</sup>.

図 5.24 と図 5.25 には, ランダムアクセスシステムの特徴である双安定現象 [Fuku78] が現れている場合がある. この領域において, 実線はスループットが小さい方の安定平衡点 [Fuku78], 破線は大きい方のそれを選んだときの理論値を表す. 安定領域では, 唯一つだけ存在する平衡点にお

<sup>14</sup>シミュレーションでは, 理論値のような  $K$  の値の近似は行っていない. 図 5.26 においても, 同様.

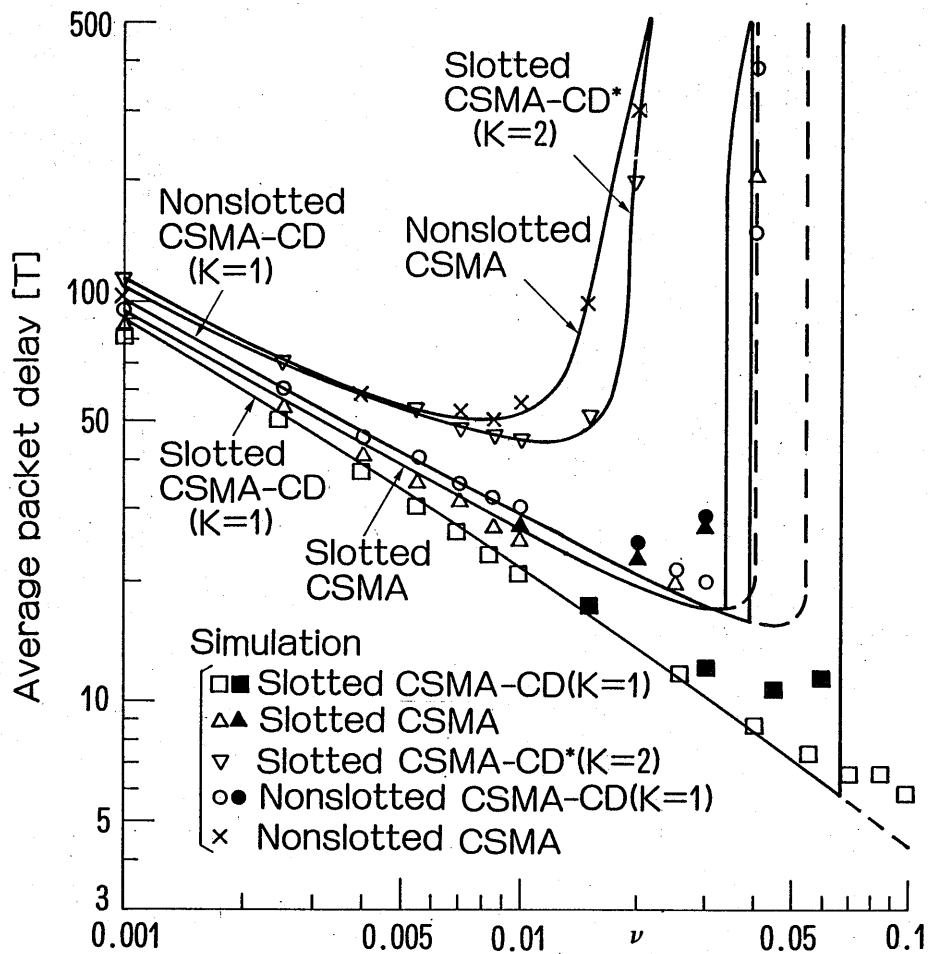
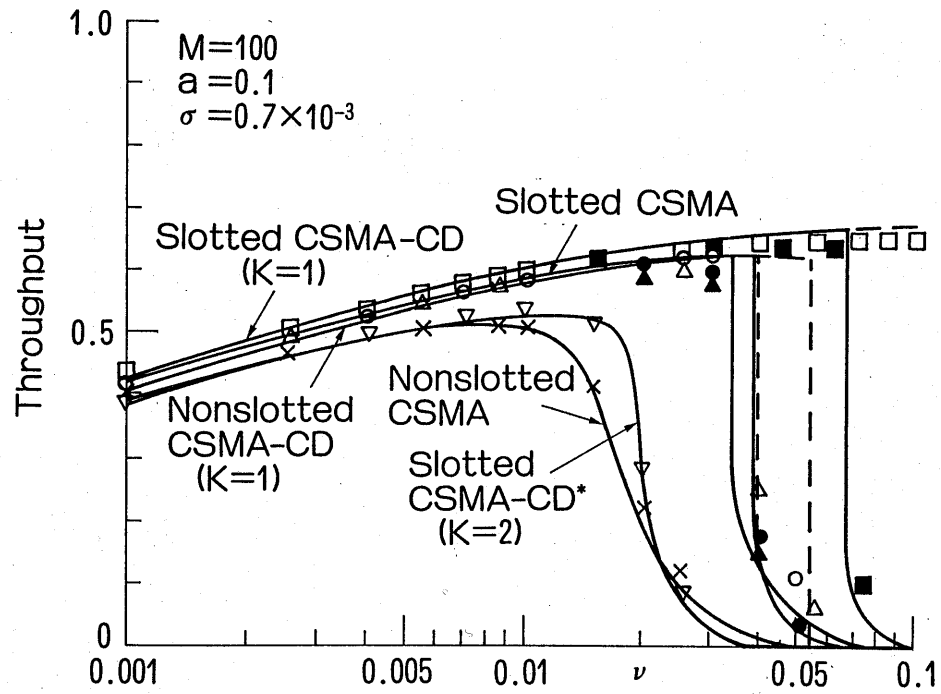


図 5.24: nonpersistent CSMA-CD 及び CSMA のスループット及び平均パケット遅延特性 ( $a = 0.1$ ,  $\sigma = 0.7 \times 10^{-3}$ )

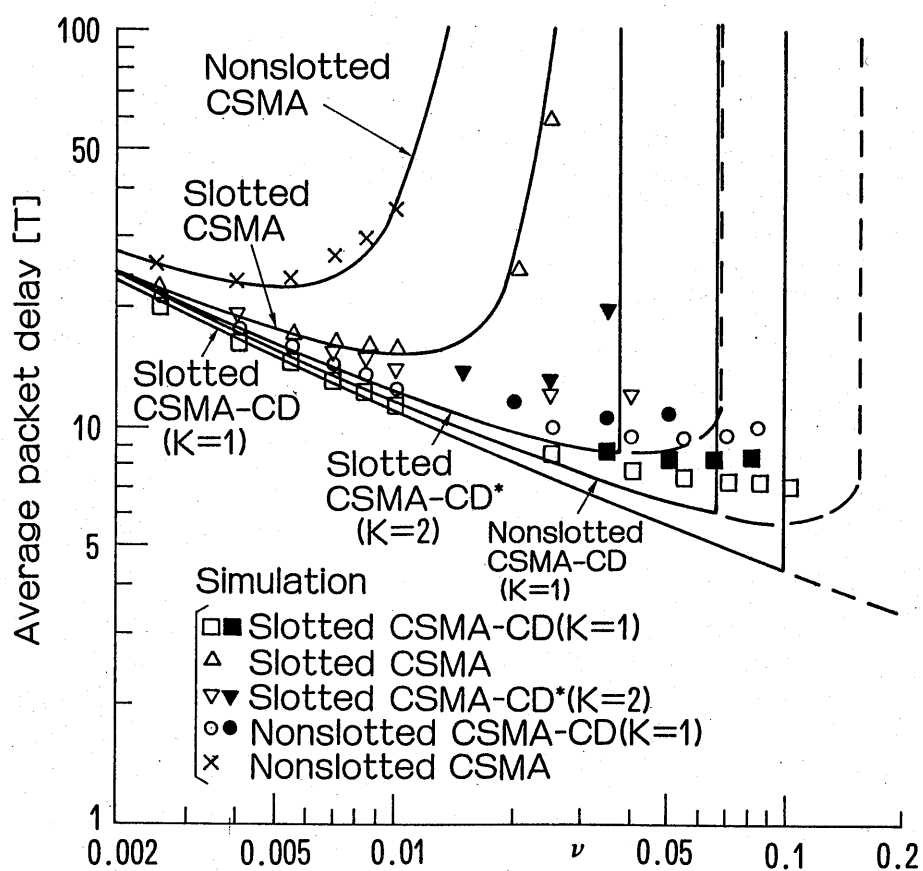
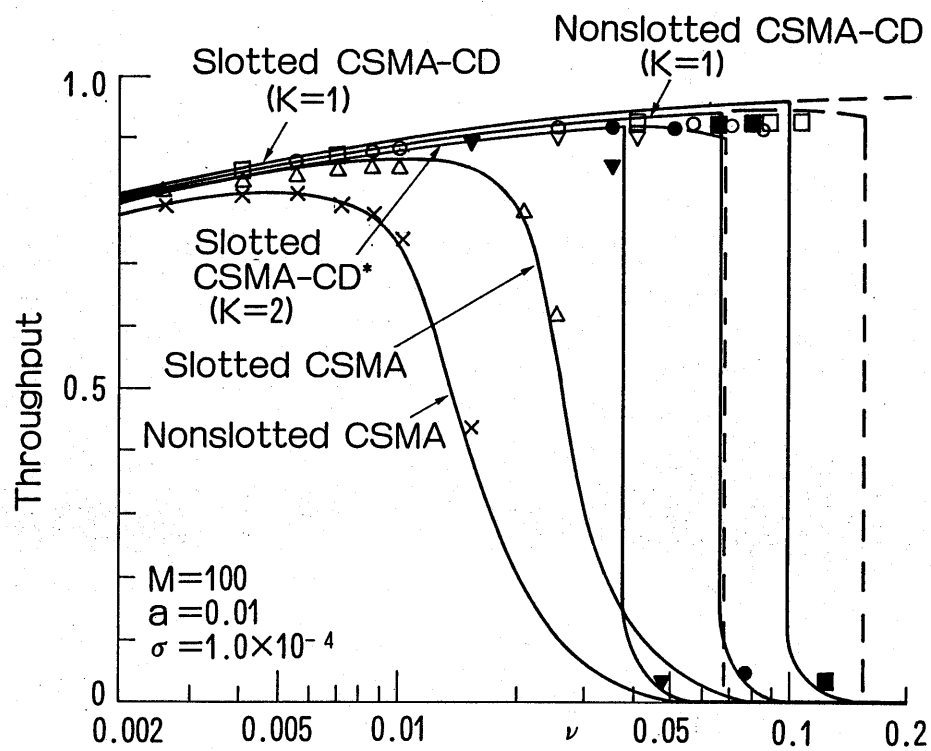


図 5.25: nonpersistent CSMA-CD 及び CSMA のスループット及び平均パケット遅延特性 ( $a = 0.01$   
 $\sigma = 1.0 \times 10^{-4}$ )

る理論値を実線で示してある。また、シミュレーションにおいて、黒く塗りつぶしてある方は全ての端末の初期状態を RT モードとした結果であり、塗りつぶしてない方は T モードとしたものである。安定領域では、初期状態をどちらに選ぼうとも、理論値とシミュレーション値はよく一致している。しかし、図 5.25 の平均パケット遅延特性において、システムが不安定となる直前の領域で、その誤差が大きくなっている。これは、平衡点解析においてよく現れる現象である。一方、双安定領域では、少なくとも、初期状態が RT モードのときのシミュレーション値は、スループットが小さい方の平衡点における理論値とよく一致している。これらのことから、理論は、スループットと平均パケット遅延だけでなく、システムの安定性に関しても十分に正確であることが分かる。

図 5.24 と図 5.25 から分かることは、まず slotted CSMA-CD が最も優れた性能を示しているということである。これに対して、slotted CSMA-CD\* の性能は、 $a = 0.1$  の場合に大きく劣化している。

また、チャネルの時間軸をスロット化するか、または衝突検出機能を付加することによって、性能が改善されていることが分かる。特に、 $a = 0.01$  の場合には、衝突検出機能の付加によって、システムの安定性が大きく改善されている。逆に、この場合には、 $a = 0.1$  の場合と比べて、スロット化による性能の改善の割合が小さくなっている。一方、 $a = 0.1$  の場合には、両者による性能の改善の割合は同じ程度である。

筆者らは、この他、 $a$  の値が更に大きい場合の性能についても調べてみた。その場合には、衝突検出機能の付加による性能の改善の割合はスロット化によるそれよりも小さくなっていた。このことは、 $a = 1$  の場合には slotted CSMA の特性が slotted CSMA-CD のそれと一致することから容易に類推できる。

次に、 $a = 0.1$  のときの各プロトコルに対するスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性を図 5.26 に示す。図中の理論値は、文献 [Ishi82e] と同様に、システムが安定であるという条件の下で、スループットが最大となるように再送確率  $\nu$  を選んだときのものである。図中には、参考のため、シミュレーション結果も示してある。これによると、理論値とシミュレーション値は全般によく一致している。なお、 $a$  の値が 0.01 程度に小さくなると、文献 [Ishi82e] に示されているように、誤差が大きく現れた。しかし、このような場合にも、少なくとも定性的な議論は可能であった。また、スループットが容量 (最大スループット) 近くになると、理論値とシミュレーション値はよく一致していた [Ishi82e]。従って、理論は、このようなトレードオフ特性の比較においても、十分に役立つと言えよう。

図 5.26 においても、スロット化または衝突検出機能の付加によって、性能が改善されていることが確認できる。しかし、スループットが 0.07 より小さくなると、スロット化によって性能が劣化している。また、スループットが小さくなると、衝突検出機能による性能の改善の割合も小さくなっている。

また、図 5.26 から、slotted CSMA-CD ( $K = 1$ ) は、大部分の (0.07 より大きい) スループット領域において、最も優れた性能を持つということが分かる。一方、0.07 より小さいスループットでは、non-slotted CSMA-CD ( $K = 1$ ) が優れている。

更に、slotted CSMA-CD\* の性能は、全てのスループット領域に渡り、slotted CSMA-CD のそれよりも劣っている。これは、後者ではパケットの送信をチャネルの最新の状態に基づいて行うの

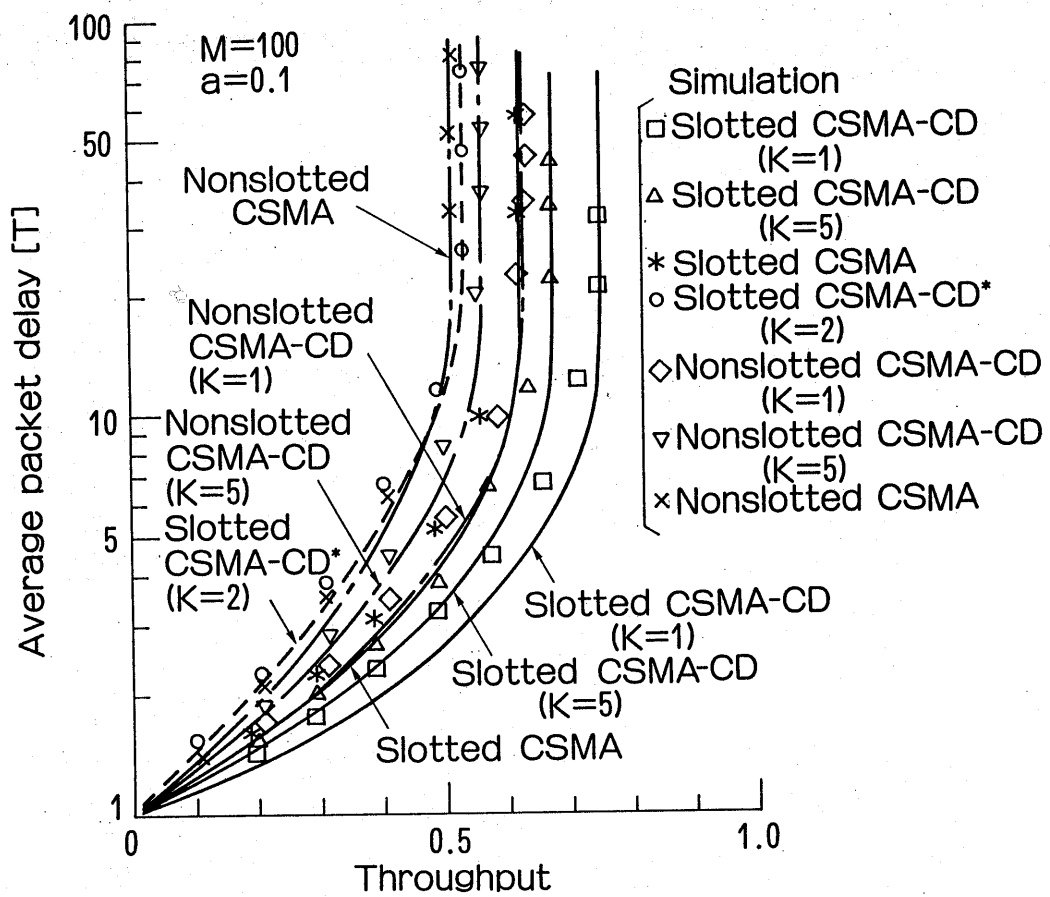


図 5.26: nonpersistent CSMA-CD 及び CSMA のスループット・平均パケット遅延特性

に対し、前者では古い状態に基づいているためである。このことから、チャンネルの検知は、パケットの発生（またはレディとなった）時点で行うよりも、その次の小スロットの開始時点で行う方が良いことか分かる。

#### 5.4.6 むすび

本節では、nonpersistent CSMA-CD 方式を用いたシステムの振舞をマルコフ連鎖で明確にモデル化することによって、その動特性の解析を行った。また、その解析の特別な場合として、nonpersistent CSMA 方式に対する結果も与えた。更に、これらのプロトコルの性能の比較を行った。その結果、次のことが明かとなった。

- (1) チャンネルの時間軸がスロット化された状況においては、パケットを発生した（またはレディとなった）小スロットの次の小スロットの開始時点でチャンネルの検知を行うのが良い。
- (2) スループットがかなり小さい領域では nonslotted CSMA-CD、それ以外のスループット領域では slotted CSMA-CD が最も優れた性能を持つ。
- (3) チャンネルの伝搬遅延とパケット長との比  $a$  の値が小さい場合には、スロット化による性能の改善の割合が衝突検出機能の付加によるそれと比べて小さい。一方、 $a$  の値が大きくなると、その関係は逆になる。

## 5.5 1-persistent CSMA-CD 方式

### 5.5.1 まえがき

平衡点解析は、放送形パケット通信網の性能解析のために提案された近似解析手法であり、この手法によって多次元マルコフ連鎖を容易に解析することができる [Fuku78]。平衡点解析の手法は、これまで、通常のマルコフ連鎖の解析手法では解析が困難な複雑なシステム、特に衛星及び地上無線パケット通信網の性能解析に用いられてきた。この手法は、当然ローカルエリアネットワークの性能解析にも適用可能であり、この手法を用いて前節で nonpersistent CSMA-CD の動特性の解析を行った。本節では、平衡点解析の手法を用いて 1-persistent CSMA-CD (また、特別な場合として、CSMA) の動特性を解析している<sup>15</sup>。

CSMA-CD 方式の性能解析に関しては、既に比較的多くの研究が行われている (例えば、文献 [Ishi82e], [Toba80b], [Nomu83], [Tama82], [Shac82], [Iida82])。しかし、1-persistent 方式の性能解析、特に動特性解析の研究は少なく、文献 [Tama82], [Shac82], [Iida82] に見られる程度である。これらの 1-persistent 方式の研究には、解析の対象や手法にそれぞれ特色があり、いくつかの興味ある結果も得られている。しかし、1-persistent CSMA-CD 方式の厳密な解析は困難であるので、これらの研究では、陽にまたは陰に何らかの仮定や近似が用いられている。それらの仮定や近似は、研究によって異なっているので、解析結果の精度に関しては、本節も含めてこれらの研究の相互の関係は明かではない。しかし、本節におけるモデル化や解析の方法を用いれば、BRAM (5.6 参照)、nonpersistent CSMA-CD 及び 1-persistent CSMA-CD を、同一の仮定の下で統一的に解析することが可能であり、従って、それらの性能を同一の条件の下で比較することができる。また、文献 [Tama82], [Shac82] は、通常のマルコフ連鎖の解析法を用いているので、端末数が大きくなると、大規模な状態推移確率行列を取り扱わなければならないという意味で、数値計算が煩雑になる。それに対し、本節の方法 (及び文献 [Iida82] の方法) では、端末数が多い場合でも容易に数値計算することができる。

本節では、slotted 及び nonslotted 両方の 1-persistent CSMA-CD (及び CSMA) の解析を行い、衝突検出機能の付加やチャネルのスロット化が性能に及ぼす影響について考察する。以下、単に CSMA-CD というときには、1-persistent CSMA-CD を意味するものとする。

以下、5.5.2 でモデル化のための共通の仮定について述べる。続いて、5.5.3 で slotted CSMA-CD、5.5.4 で nonslotted CSMA-CD の動特性を解析する。最後に、これらの解析結果を用いて、5.5.5 で性能の比較を行う。

### 5.5.2 モデル化のための仮定

本節で検討する CSMA-CD 方式では、各端末はパケットの送信に先立ってチャネルを検知する。その結果、チャネルがビジーである場合には、アイドルになるのを待つ。チャネルがアイドルとなった時点で、その端末は確率 1 でパケットの送信を開始する。一方、検知結果がアイドルであっ

<sup>15</sup> 文献 [Iida82] でも、1-persistent CSMA-CD の平衡点解析が行われているが、そのモデルは文献 [Muku80] の nonpersistent CSMA のモデル化に基礎を置いたものである。本節では、これらのものとは異なった観点からモデル化を行っている。

た場合には、直ちにパケットを送信する。パケットの衝突を検出し、その送信を中止した端末は、ランダムな遅延の後に再びチャネルの検知を行う。このプロトコルと nonpersistent 方式との違いは、チャネルの検知後に端末が取る動作にある。

モデル化のために、次のように、5.4.2 の仮定 (A10)~(A18) を置く。

(A10) システムは、 $M$  個の端末を持つ。

(A11) 任意の二つの端末間の伝搬遅延は一定とし、これを  $\tau$  秒とする。

(A12) 一つの端末のパケット発生間隔は、平均  $\tau/\sigma$  秒の指数分布に従う。

(A13) 各端末は、一つのパケットの伝送が完了し、そのパケットが受信されるまでは、次のパケットを発生しない。

(A14) パケットの長さは一定とし、その伝送時間を  $T$  秒とする。

(A15) nonslotted 方式の場合には、失敗伝送期間 (unsuccessful transmission period [Toba80b] : 以下、UTP と略す) における 2 番目の送信開始時点から  $K\tau$  秒後に衝突に含まれた全ての端末が送信を中止する<sup>16</sup>。一方、slotted 方式の場合には、パケットの送信開始時点が小スロット (スロット長 =  $\tau$  秒) の開始時点に同期づけられるので、UTP の開始時点から  $K\tau$  秒後に送信を中止する。

(A16) パケットの送信に失敗し、その送信を中止した端末は、平均  $\tau/\nu$  秒の指数分布に従う遅延の後に、パケットの再送が可能、即ち、レディ (ready) となる。

(A17) チャネルの検知は瞬時に行われる。

(A18) パケットの誤りは、互いの衝突によってのみ起こるものとし、他の誤りは無視する。

以下、性能の評価基準としては、前節のスループット  $S$  と平均パケット遅延  $D$  を用いる。スループットは 1 パケット伝送時間  $T$  秒当りに正しく伝送される平均パケット数であり、平均パケット遅延はパケットの発生時点からその送信完了時点までの平均時間 (1 パケット伝送時間  $T$  秒を単位とする) である。また、以下の議論においては、前節と同様に、伝搬遅延時間  $\tau$  秒を時間の単位とする。このとき、パケット伝送時間  $T$  を、この時間の単位に換算したものを  $H$  で表すと、次式が成立する。

$$H = 1/a \quad : \quad \text{但し、} a \equiv \tau/T \quad (5.101)$$

上式において、“ $\equiv$ ” は定義を意味する。

### 5.5.3 slotted CSMA-CD

#### (1) モデル化

本プロトコルでは、チャネルの時間軸が伝搬遅延に等しい大きさの小スロットに分割されている。ある小スロット内でパケットを発生した (またはレディとなった) 端末は、チャネルの検知を次の小スロットの開始時点で行うものとする。

5.5.2 の仮定の下で、このシステムをモデル化するために、小スロットの開始時点にのみ着目する。この時点において、各端末は、 $T$ ,  $RT$ ,  $S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_S$ ,  $F_j$  ( $1 \leq j \leq K$ ),  $D_F$  及び  $W$  モードのいずれかの状態にあると考えられる。まず、 $T$  モードとは送信すべきパケットを持っていない

<sup>16</sup> 1 番目の送信開始時点 (即ち、UTP の開始時点) と 2 番目のそれが一致することもある。このときには、UTP の開始時点から  $K\tau$  秒後に送信が中止される。



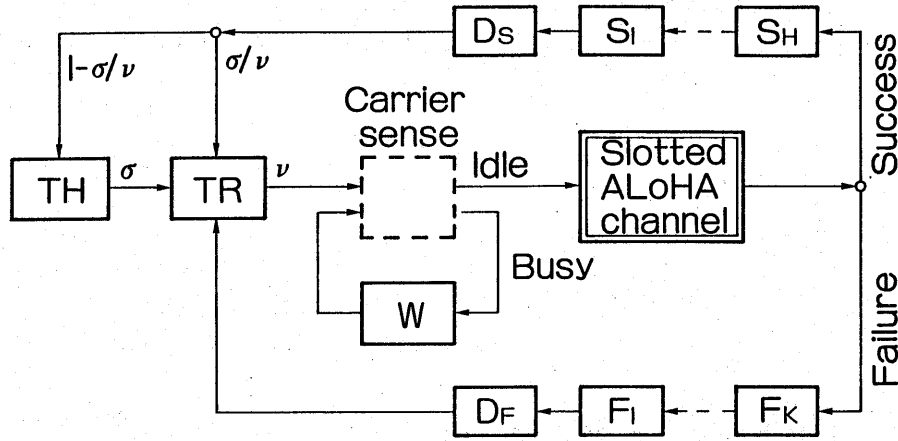


図 5.27: slotted 1-persistent CSMA-CD のモデル ( $\sigma \leq \nu$ )

状態のことであり、このモードの端末は仮定 (A12) に従う。  $S_i$  モードは、パケットの送信に成功し、  $i$  小スロット後にその送信を完了する状態である。  $D_S$  モードは、パケットの送信を完了し、受信されるのを待っている状態であり、チャネルの伝搬遅延の影響を表している。 また、  $F_j$  モードとは、パケットの送信に失敗し、  $j$  小スロット後にその送信を中止する状態である。  $D_F$  モードは、衝突に含まれた全ての端末がパケットの送信を中止し、チャネルがアイドルになるのを待っている状態である。 このモードは、  $D_S$  モードと同様に伝搬遅延の影響を表している。 更に、  $RT$  モードは、パケットの送信に失敗して、それを再送しようとしている状態である。 このモードの端末は、仮定 (A16) に従う。 最後に、  $W$  モードは、チャネルの検知結果がビジーであって、チャネルがアイドルになるのを待っている状態である。 nonpersistent 方式のモデルと比べると、1-persistent 方式では、この  $W$  モードが加わっているところに特徴がある。

以上のモードの相互の関係を図 5.27 に示す。 このモデルは、後の解析の簡単のため、文献 [Ishi82e] と同様にして、  $T$  及び  $RT$  モードを  $TH$  及び  $TR$  モードに変形した後のものである (但し、  $\sigma \leq \nu$ )。

## (2) 平衡点解析

図 5.27 において、  $TR$ ,  $W$ ,  $D_S$ ,  $S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_F$  及び  $F_j$  ( $1 \leq j \leq K$ ) モードにある端末数をそれぞれ  $n$ ,  $l$ ,  $m_0$ ,  $m_i$ ,  $l_0$ ,  $l_j$  とする。 状態ベクトル  $\mathbf{n} \equiv (n, l, m_i, l_j : 0 \leq i \leq H, 0 \leq j \leq K)$  は、小スロット毎に状態遷移が起きるマルコフ連鎖をなす。 これを容易に取り扱うために、平衡点解析 [Fuku78] の手法を用いる。 平衡点解析では、システムの状態が常に平衡点に留まるものとして解析を行う。 平衡点は、各モードにおける端末の平均増加数を 0 と置いて得られる式を解くことによって容易に求められる [Fuku78]。

まず、ある小スロットの開始時点において、システムが状態  $\mathbf{n}$  にあるとき、パケットの送信に成功する確率 (即ち、成功する端末の平均個数) を  $P_S(\mathbf{n})$ , 失敗する確率を  $P_F(\mathbf{n})$  と置く。 また、チャネルがアイドルであれば 1, ビジーならば 0 となる関数を考え、これを  $P_I(\mathbf{n})$  で表す。 このとき、各モードにおける平均増加端末数を求めて 0 と置き、独立な式をまとめると次のようになる。

$$m_0 = m_1 = \cdots = m_H = P_S(\mathbf{n}) \quad (5.102)$$

$$l_0 = l_1 = \dots = l_K = P_I(\mathbf{n})(n\nu + l) - P_S(\mathbf{n}) \quad (5.103)$$

$$P_I(\mathbf{n})l = (1 - P_I(\mathbf{n}))n\nu \quad (5.104)$$

$$(M - n - l - \sum_{i=0}^H m_i - \sum_{j=0}^K l_j)\sigma = (1 - \sigma/\nu)m_0 \quad (5.105)$$

但し、式 (5.105) の導出の際には  $\sigma$  の 2 次以上の項は無視した。以下においても同様の近似を行う。  
式 (5.102) ~ (5.105) を整理すると、次のようになる。

$$l = (1 - P_I(\mathbf{n}))n\nu / P_I(\mathbf{n}) \quad (5.106)$$

$$M - n - l - P_I(\mathbf{n})(K + 1)(n\nu + l) - P_S(\mathbf{n})(H - K + 1/\sigma - 1/\nu) = 0 \quad (5.107)$$

上式の解が平衡点  $\mathbf{n}_e \equiv (n_e, l_e, m_{ie}, l_{je})$  である。これを求めるためには、 $P_I(\mathbf{n})$  と  $P_S(\mathbf{n})$  を与えることが必要である。そこで、以下では、システムが平衡点  $\mathbf{n}_e$  にあるとして  $P_I(\mathbf{n}_e)$  と  $P_S(\mathbf{n}_e)$  を求める。また、 $P_I(\mathbf{n}_e)$  を小スロットの開始時点においてアイドルである確率で近似する。

次の小スロットの開始時点においてチャネルがアイドルであるのは、 $S_1 \sim S_H$  及び  $F_1 \sim F_K$  モードに端末が存在しないときである。 $S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ) 及び  $F_j$  ( $1 \leq j \leq K$ ) モードに端末が存在する確率は、それぞれ  $P_S(\mathbf{n}_e)$ ,  $P_F(\mathbf{n}_e)$  とみなせる。このことから、 $P_I(\mathbf{n}_e)$  は次のように表すことができる。

$$P_I(\mathbf{n}) = 1 - HP_S(\mathbf{n}) - KP_F(\mathbf{n}) \quad (5.108)$$

但し、上式では、簡単のため、平衡点を表す添字  $e$  は省略してある。以下においても添字  $e$  は省略する。

次に、 $P_I(\mathbf{n})$  と  $P_S(\mathbf{n})$  とを求めるために、伝送期間 (transmission period [Klei75b] : 以下、TP と略す) の生起の仕方について考えてみる。これは、次の 3 通りの場合がある。

- (a) アイドル期間 (idle period [Klei75b] : 以下、IP と略す) の後に生じる。但し、長さが 0 の IP は含まない。
- (b) 成功伝送期間 (successful transmission period [Toba80b] : 以下、STP と略す) の終了直後に生じる。
- (c) UTP の終了直後に生じる。

これら 3 通りの場合の TP が生じる条件付確率を求める際には、各々の場合にランダムアクセスする端末の平均個数が異なるので注意を要する。これは、一つの TP の間にチャネルを検知した端末がパケット送信のために W モードで待機しているためである。

STP 及び UTP が IP の後に生じる条件付確率を、それぞれ  $s_1(\mathbf{n})$ ,  $f_1(\mathbf{n})$  と置く。また、それらが STP の終了直後に生じる条件付確率をそれぞれ  $s_2(\mathbf{n})$ ,  $f_2(\mathbf{n})$ , UTP の終了直後のものをそれぞれ  $s_3(\mathbf{n})$ ,  $f_3(\mathbf{n})$  とする。これらの条件付確率を求めるために、1 小スロット当りに TR モードを出る端末数が平均  $n\nu$  のポアソン分布に従うと近似する。このとき、STP の終了直後にランダムアクセスする端末数は、STP の長さが  $(H + 1)$  であるので、平均  $(H + 1)n\nu$  のポアソン分布に従うことになる。一方、UTP の終了直後のそれは、平均  $(K + 1)n\nu$  のポアソン分布に従う。以上より、次式を得る。

$$s_1(\mathbf{n}) = n\nu e^{-n\nu} \quad (5.109)$$

$$f_1(n) = 1 - e^{-n\nu} - s_1(n) \quad (5.110)$$

$$s_2(n) = (H+1)n\nu e^{-(H+1)n\nu} \quad (5.111)$$

$$f_2(n) = 1 - e^{-(H+1)n\nu} - s_2(n) \quad (5.112)$$

$$s_3(n) = (K+1)n\nu e^{-(K+1)n\nu} \quad (5.113)$$

$$f_3(n) = 1 - e^{-(K+1)n\nu} - s_3(n) \quad (5.114)$$

ある小スロットの開始時点が STP 及び UTP の終了直後にある (このとき、チャネルはアイドルと検知される) 確率は、それぞれ  $D_S$ ,  $D_F$  モードに端末が存在する確率に等しい。従って、これらは、それぞれ  $P_S(n)$ ,  $P_F(n)$  に等しくなる。これより、開始時点が IP の直後にある確率は、 $P_I(n) - P_S(n) - P_F(n)$  と考えられる。従って、STP 及び UTP が生じる確率は、それぞれ次のように表される。

$$P_S(n) = \{P_I(n) - P_S(n) - P_F(n)\}s_1(n) + P_S(n)s_2(n) + P_F(n)s_3(n) \quad (5.115)$$

$$P_F(n) = \{P_I(n) - P_S(n) - P_F(n)\}f_1(n) + P_S(n)f_2(n) + P_F(n)f_3(n) \quad (5.116)$$

式 (5.108), (5.115), (5.116) から  $P_I(n)$  を消去して整理すると、次式を得る。

$$\begin{aligned} P_S(n) &= \frac{s_1(n) - P_F(n)\{(K+1)s_1(n) - s_3(n)\}}{1 + (H+1)s_1(n) - s_2(n)} \\ &= \frac{f_1(n) - P_F(n)\{1 + (K+1)f_1(n) - f_3(n)\}}{(H+1)f_1(n) - f_2(n)} \end{aligned} \quad (5.117)$$

平衡点方程式 (5.106) ~ (5.114), (5.117) は、 $n$  に関して解くことができる。ここで、スループット  $S$  を、平衡点において 1 パケット伝送時間当り正しく伝送される平均パケット数で近似すると、

$$S = HP_S(n) \quad (5.118)$$

となる。また、平均パケット遅延  $D$  は、図 5.27 の変形前のモデルにリトルの公式を用いると、

$$D = M/S - a/\sigma - a/2 \quad [\text{単位: } T] \quad (5.119)$$

となる。但し、上式の右辺第 3 項は、パケットの発生時点が小スロット内で一様分布しているということを考慮したものである。

以上得られた理論式において、 $K = H$  と置くと、CSMA に対する理論式が得られることは明らかである。このときのスループットにおいて、式 (5.101) を代入し、 $n\nu = aG$  と置くと、次式が得られる。

$$S = \frac{Ge^{-(1+a)G}(1+a-e^{-aG})}{(1+a)(1-e^{-aG})+ae^{-(1+a)G}} \quad (5.120)$$

これは、文献 [Klei75b] の結果と一致する。

#### 5.5.4 nonslotted CSMA-CD 方式

##### (1) モデル化

本プロトコルでは、各端末はパケットの発生時点またはレディとなった時点でチャネルの検知を行う。5.5.2 の仮定の下で、このシステムの正確なマルコフモデルを構成するのは困難である。そこ

で、ここでは、伝搬遅延に等しい間隔で周期的にチャネルを観測することによって、離散時間の近似モデルを構成することにする。

このとき、STP は  $(H+1)$  個の連続した観測時点で観測されることになる。一方、UTP は、 $(K+1)$  または  $(K+2)$  個の連続した観測時点で観測される。これは、UTP の長さが一定でないためである。図 5.28 は、UTP が生じる 3 通りの場合を示したものである。図中の矢印は、パケットの発生時点またはレディとなった時点を表している。UTP の開始時点とその期間における 2 番目のパケット送信開始時点との時間間隔を  $Y$  とすると、図 5.28 から、UTP の長さは  $(Y+K+1)$  となることが分かる。但し、図 5.28(c) に示すように、一つの TP において、2 個以上の端末がチャネルをビジーと検知するときには、その TP の終了直後に長さが  $(K+1)$  (即ち、 $Y=0$ ) の UTP (これを  $UTP_0$  と記す) が生じることに注意されたい。このため、 $Y$  は  $0 \leq Y < 1$  なる確率変数となる。なお、 $Y > 0$  なる UTP を  $UTP_1$  と表すことにする。

以上の議論から、各観測期間において端末の取り得る状態としては、 $T, RT, D_s, S_i$  ( $1 \leq i \leq H$ ),  $D_F, F_j$  ( $1 \leq j \leq K+1$ ) 及び  $W$  モードが考えられる。明らかに、これらのモードの意味は、5.5.3 のそれとは若干異なっている。しかし、その意味は容易に類推できるので、その説明は省略する。

UTP の長さが  $(Y+K+1)$  となるので、上記のモードの相互の関係を厳密にモデル化するのは困難である。そこで、本節では、 $UTP_1$  の長さを  $(K+2)$  で近似し、図 5.29 のモデルを得る。もちろん、このモデルは、5.5.2 の仮定の下でのシステムの状態遷移を必ずしも正確に表現するものではない。しかし、後に示すように、システムの安定性、スループット及び平均遅延の評価には、このモデルで十分である。図 5.29 のモデルにおいて、 $W$  モードから 2 個以上の端末がパケットを送信するとき、それらの送信は確率 1 で失敗する。このときには、その衝突に含まれる全ての端末は  $F_K$  モードに入る。これは、 $UTP_0$  が生じる場合に対応する (図 5.28(c) 参照)。

## (2) 平衡点解析

ある観測時点において、システムが状態  $\mathbf{n} \equiv (n, l, m_i, l_j : 0 \leq i \leq H, 0 \leq j \leq K+1)$  にあるとき<sup>17</sup>、その観測区間内に IP (長さが 0 の IP も含めて) が存在する確率を考え、これを  $P_I(\mathbf{n})$  と置く。また、その観測期間において、STP,  $UTP_1$  及び  $UTP_0$  が開始される確率をそれぞれ  $P_S(\mathbf{n})$ ,  $P_F(\mathbf{n})$ ,  $P_{D0}(\mathbf{n})$  とする。このとき、各モードにおける平均増加端末数を 0 とおいて得られる式を整理すると、次式を得る。

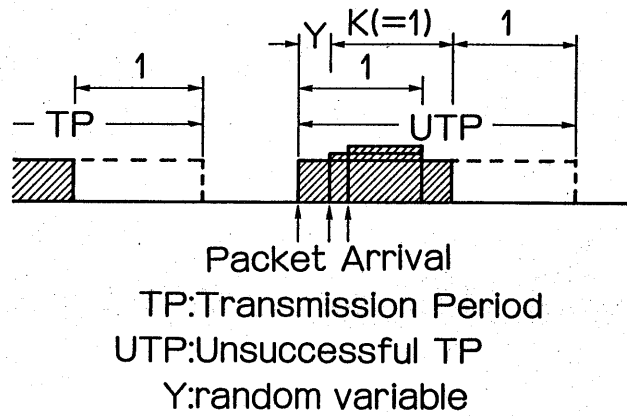
$$l = (1 - P_I(\mathbf{n}))n\nu / P_I(\mathbf{n}) \quad (5.121)$$

$$M - n - l - \{(K+2)P_I(\mathbf{n}) - P_{D0}(\mathbf{n})\}(n\nu + l) - P_S(\mathbf{n})(H - K - 1 + 1/\sigma - 1/\nu) = 0 \quad (5.122)$$

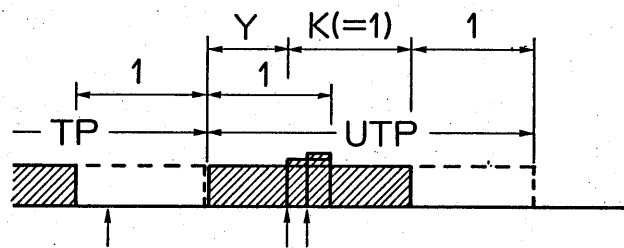
上式を解いて平衡点  $\mathbf{n}_e$  を求めるために、以下では、システムの状態が平衡点  $\mathbf{n}_e$  にあるとして、 $P_S(\mathbf{n})$ ,  $P_F(\mathbf{n})$  及び  $P_{D0}(\mathbf{n})$  を導く。また、 $UTP_1$  に関してはモデル化の際の近似を用いず、その平均値が正確に  $(\bar{Y} + K + 1)$  であるとして、これらの確率を求める (但し、 $\bar{Y} \equiv E[Y|Y > 0]$ )。

単位時間当たり TR モードを出る端末数が平均  $n\nu$  のポアソン分布に従うと近似すると、 $Y$  の条件

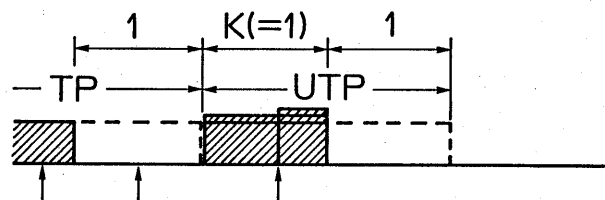
<sup>17</sup>変数の意味は、5.5.3 と同じである (図 5.29 参照)。



(a) 正のIP (Idle Period) の後にUTP (UTP<sub>1</sub>)が生じる場合



(b) TPの直後に $Y > 0$ なるUTP(UTP<sub>1</sub>)が生じる場合



(c) TPの直後に $Y = 0$ なるUTP(UTP<sub>0</sub>)が生じる場合

図 5.28: nonslotted 1-persistent CSMA-CD における衝突検出の例 (衝突検出時間及びジャム時間を無視:  $K = 1$ )

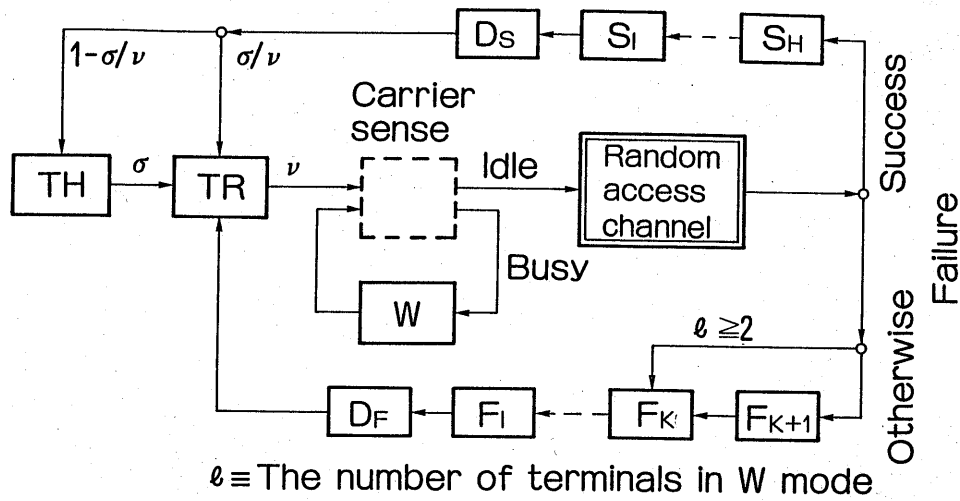


図 5.29: non-slotted 1-persistent CSMA-CD のモデル ( $\sigma \leq \nu$ )

付確率分布関数は,  $F_Y(y) = (1 - e^{-n\nu y}) / (1 - e^{-n\nu})$  となる. 従って,  $\bar{Y}$  は次式で与えられる.

$$\bar{Y} = 1/(n\nu) - e^{-n\nu} / (1 - e^{-n\nu}) \quad (5.123)$$

また, 一つの TP 終了直後に, STP 及び UTP<sub>1</sub> が生じる確率を, それぞれ  $P_{S0}(n)$ ,  $P_{F0}(n)$  とする. このとき,  $\{P_{S0}(n) + P_{F0}(n) + P_{D0}(n)\}$  は, 単位時間当たり長さが 0 の IP が生じる確率 (つまり, 一つの TP の終了直後に TP が生じる確率) となることに注意されたい. このことから,  $P_I(n)$  は次のように表すことができる.

$$P_I(n) = 1 - (H + 1)P_S(n) - (\bar{Y} + K + 1)P_F(n) - (K + 1)P_{D0}(n) + \{P_{S0}(n) + P_{F0}(n) + P_{D0}(n)\} \quad (5.124)$$

次に, 上式における  $P_S(n)$  などの確率を求めるために, TP の生起の仕方を考えてみる. これは, 図 5.28 から分かるように, 長さが正の IP の後に生じる場合と, 長さが 0 の IP において (TP の終了直後に) 生じる場合とがある. 前者の場合 (図 5.28(a) 参照) に, ある時点において STP 及び UTP<sub>1</sub> が生じる条件付確率を, それぞれ  $s_1(n)$ ,  $f_1(n)$  とする. この場合には, UTP<sub>0</sub> が生じる確率は 0 である. 一方, 後者の場合には, 更に STP, UTP<sub>1</sub> 及び UTP<sub>0</sub> の終了直後という 3 通りの場合に分類できる. まず, STP の終了直後に, STP, UTP<sub>1</sub> 及び UTP<sub>0</sub> が生じる条件付確率をそれぞれ  $s_2(n)$ ,  $f_2(n)$ ,  $d_2(n)$ , また, UTP<sub>1</sub> の終了直後のそれらをそれぞれ  $s_3(n)$ ,  $f_3(n)$ ,  $d_3(n)$ , UTP<sub>0</sub> の終了直後をそれぞれ  $s_4(n)$ ,  $f_4(n)$ ,  $d_4(n)$  で表す. 以上定義した条件付確率を表 5.2 に整理しておく. 単位時間当たり TR モードを出る端末数が平均  $n\nu$  のポアソン分布に従うという近似の下では, これらの条件付確率は次のようになる.

$$s_1(n) = n\nu e^{-n\nu} \quad (5.125)$$

$$f_1(n) = n\nu(1 - e^{-n\nu}) \quad (5.126)$$

$$s_2(n) = Hn\nu e^{-Hn\nu} \cdot e^{-n\nu} \quad (5.127)$$

$$f_2(n) = Hn\nu e^{-Hn\nu} \cdot (1 - e^{-n\nu}) \quad (5.128)$$

$$d_2(n) = 1 - e^{-Hn\nu} - Hn\nu e^{-Hn\nu} \quad (5.129)$$

表 5.2: TP が生じる条件付確率

直前のチャンネルの 状態 (IP または TP)		チャンネルがアイド ルとなる確率	生じる TP	TP が生じる 条件付確率
長さが正の IP		$P_I(n) - P_{S0}(n)$ $-P_{F0}(n) - P_{D0}(n)$	STP	$s_1(n)$
			UTP <sub>1</sub>	$f_1(n)$
TP	STP	$P_S(n)$	STP	$s_2(n)$
	長さ: $(H + 1)$		UTP <sub>1</sub>	$f_2(n)$
			UTP <sub>0</sub>	$d_2(n)$
	UTP <sub>1</sub> ( $1 < Y < 1$ ) 平均長: $(\bar{Y} + K + 1)$	$P_F(n)$	STP	$s_3(n)$
			UTP <sub>1</sub>	$f_3(n)$
			UTP <sub>0</sub>	$d_3(n)$
	UTP <sub>1</sub> ( $Y = 0$ ) 長さ: $(K + 1)$	$P_{D0}(n)$	STP	$s_4(n)$
			UTP <sub>1</sub>	$f_4(n)$
			UTP <sub>0</sub>	$d_4(n)$

$$\begin{aligned}
 s_3(n) &= \int_0^1 (y + K)n\nu e^{-(y+K)n\nu} \cdot e^{-n\nu} dF_Y(y) \\
 &= \frac{n\nu}{2} e^{-(K+1)n\nu} \left\{ \left( K + \frac{1}{2n\nu} \right) (1 + e^{-n\nu}) - e^{-2n\nu} / (1 - e^{-n\nu}) \right\}
 \end{aligned} \tag{5.130}$$

$$\begin{aligned}
 f_3(n) &= \int_0^1 (y + K)n\nu e^{-(y+K)n\nu} \cdot (1 - e^{-n\nu}) dF_Y(y) \\
 &= s_3(n)(1 - e^{-n\nu}) / e^{-n\nu}
 \end{aligned} \tag{5.131}$$

$$\begin{aligned}
 d_3(n) &= \int_0^1 \{ 1 - e^{-(y+K)n\nu} - (y + K)n\nu e^{-(y+K)n\nu} \} dF_Y(y) \\
 &= 1 - (1 + e^{-n\nu})e^{-Kn\nu} / 2 - s_3(n) / e^{-n\nu}
 \end{aligned} \tag{5.132}$$

$$s_4(n) = Kn\nu e^{-Kn\nu} \cdot e^{-n\nu} \tag{5.133}$$

$$f_4(n) = Kn\nu e^{-Kn\nu} \cdot (1 - e^{-n\nu}) \tag{5.134}$$

$$d_4(n) = 1 - e^{-Kn\nu} - Kn\nu e^{-Kn\nu} \tag{5.135}$$

但し、式 (5.131) は、次のようにして導かれる。  $Y = y$  なる UTP<sub>1</sub> において、最初の単位時間を除いた長さ  $(y + K)$  の期間にチャンネルをビジーと検知する端末の個数は、平均  $(y + K)n\nu$  のポアソン分布で近似される。この端末数が 1 であり、その UTP<sub>1</sub> の終了直後から単位時間の間にチャンネルを検知する端末が存在するとき、UTP<sub>1</sub> が生じることになる (図 5.28(b) 参照)。この確率は、 $(y + K)n\nu e^{-(y+K)n\nu} (1 - e^{-n\nu})$  で与えられる。これから、 $Y = y$  なる条件を取り除くと式 (5.131) が得られる。その他の式も同様にして導かれる。

単位時間当りに、STP, UTP<sub>1</sub>, UTP<sub>0</sub> が終了して、チャンネルがアイドルとなる確率は、それぞれ  $P_S(n)$ ,  $P_F(n)$ ,  $P_{D0}(n)$  である。このことから、一つの TP の終了直後に STP, UTP<sub>1</sub> 及び UTP<sub>0</sub> が生じる確率は、それぞれ次のように表される (表 5.2 参照)。

$$P_{S0}(n) = P_S(n)s_2(n) + P_F(n)s_3(n) + P_{D0}(n)s_4(n) \tag{5.136}$$

$$P_{F0}(n) = P_S(n)f_2(n) + P_F(n)f_3(n) + P_{D0}(n)f_4(n) \tag{5.137}$$

$$P_{D0}(n) = P_S(n)d_2(n) + P_F(n)d_3(n) + P_{D0}(n)d_4(n) \quad (5.138)$$

更に, 単位時間当りチャネルが正の IP にある確率は  $\{P_I(n) - P_{S0}(n) - P_{F0}(n) - P_{D0}(n)\}$  となるので, STP 及び UTP<sub>1</sub> が生じる確率は, それぞれ次式で与えられる.

$$P_S(n) = \{P_I(n) - P_{S0}(n) - P_{F0}(n) - P_{D0}(n)\}s_1(n) + P_{S0}(n) \quad (5.139)$$

$$P_F(n) = \{P_I(n) - P_{S0}(n) - P_{F0}(n) - P_{D0}(n)\}f_1(n) + P_{F0}(n) \quad (5.140)$$

式 (5.124), (5.136) ~ (5.140) から  $P_I(n)$ ,  $P_{S0}(n)$  及び  $P_{F0}(n)$  を消去して整理すると, 次式が得られる.

$$\begin{aligned} P_S(n) &= \frac{s_1(n) - P_F(n)\{(\bar{Y} + K + 1)s_1(n) - s_3(n)\} - P_{D0}(n)\{(K + 1)s_1(n) - s_4(n)\}}{1 + (H + 1)s_1(n) - s_2(n)} \\ &= \frac{f_1(n) - P_F(n)\{1 + (\bar{Y} + K + 1)f_1(n) - f_3(n)\} - P_{D0}(n)\{(K + 1)f_1(n) - f_4(n)\}}{(H + 1)f_1(n) - f_2(n)} \\ &= \frac{-P_F(n)d_3(n) - P_{D0}(n)\{d_4(n) - 1\}}{d_2(n)} \end{aligned} \quad (5.141)$$

平衡点方程式 (5.121) ~ (5.137), (5.141) は,  $n$  に関して解くことができる. スループット  $S$  と平均パケット遅延  $D$  は, 5.5.3 と同様にして次のようになる.

$$S = HP_S(n) \quad (5.142)$$

$$D = M/S - a/\sigma - a \quad [\text{単位: } T] \quad (5.143)$$

但し, 式 (5.143) の右辺第 3 項は, パケットの発生時点と送信完了時点とが観測区間内で一様分布しているということを考慮したものである.

### (3) CSMA の場合への拡張

CSMA の場合には, 端末が衝突検出機能を持たないので, UTP の長さは  $(Y + K + 1)$  となる. 但し, この場合の  $Y$  ( $0 \leq Y < 1$ ) は, UTP の開始時点とその期間における最後のパケット送信開始時点との時間間隔である.  $Y > 0$  となる (即ち, UTP<sub>1</sub> が生じる) のは, 直前の TP において少なくとも 1 個の端末がチャネルをビジーと検知し, 且つその TP の終了直後からの単位時間の間にチャネルを検知する端末が少なくとも 1 個は存在するときである. 一方,  $Y = 0$ , 即ち, UTP<sub>0</sub> が生じるのは, 直前の TP において 2 個以上の端末がチャネルをビジーと検知し, 且つその TP の終了直後から単位時間の間にチャネルを検知する端末が存在しないときである. これらの点が CSMA-CD の場合と異なっている. 従って, CSMA-CD の場合の理論式において,  $K = H$  とおき,  $\bar{Y}$ ,  $f_2(n) \sim f_4(n)$  及び  $d_2(n) \sim d_4(n)$  を更新することによって, CSMA に対する理論式を得ることができる. また,  $Y > 0$  という条件の下での  $Y$  の確率分布関数  $F_Y(y) = e^{-n\nu(1-y)}/(1 - e^{-n\nu})$  が CSMA-CD の場合のそれと異なるので,  $s_3(n)$  も更新することが必要である. 以下, その結果のみを示す.

$$\bar{Y} = 1/(1 - e^{-n\nu}) - 1/(n\nu) \quad (5.144)$$

$$\begin{aligned} s_3(n) &= \int_0^1 (y + H)n\nu e^{-(y+H)n\nu} \cdot e^{-n\nu} dF_Y(y) \\ &= \frac{(1/2 + H)(n\nu)^2 e^{-(H+2)n\nu}}{1 - e^{-n\nu}} \end{aligned} \quad (5.145)$$



$$f_2(n) = f_4(n) = (1 - e^{-Hn\nu})(1 - e^{-n\nu}) \quad (5.146)$$

$$\begin{aligned} f_3(n) &= \int_0^1 (1 - e^{-(y+H)n\nu})(1 - e^{-n\nu}) dF_Y(y) \\ &= 1 - e^{-n\nu} - n\nu e^{-(H+1)n\nu} \end{aligned} \quad (5.147)$$

$$d_2(n) = d_4(n) = (1 - e^{-Hn\nu} - Hn\nu e^{-Hn\nu})e^{-n\nu} \quad (5.148)$$

$$\begin{aligned} d_3(n) &= \int_0^1 \{1 - e^{-(y+H)n\nu} - (y+H)n\nu e^{-(y+H)n\nu}\} e^{-n\nu} dF_Y(y) \\ &= f_3(n)e^{-n\nu}/(1 - e^{-n\nu}) - s_3(n) \end{aligned} \quad (5.149)$$

### 5.5.5 数値例とシミュレーション

以下の数値例では、 $M = 100$  とする。  $\nu$  に対するスループットと平均パケット遅延とを図 5.30 と図 5.31 に示す。図 5.30 では  $a = 0.1$ ,  $\sigma = 0.7 \times 10^{-3}$ , 図 5.31 では  $a = 0.01$ ,  $\sigma = 1.0 \times 10^{-4}$  としてある。CSMA-CD の  $K$  の値としては、衝突検出時間及びジャム時間 [Toba80b] を無視したときの値を選んである (即ち,  $K = 1$ )。図 5.31 では、CSMA の結果を示すことができなかった。これは、図中の  $\nu$  の範囲においては、スループットがかなり小さくなっているためである。

図 5.30 と図 5.31 には、CSMA-CD の場合に双安定特性 [Fuku78] が現れている。この領域では、実線はスループットが小さい方の安定平衡点 [Fuku78] における理論値を表す。参考のため、スループットが大きい方のそれを破線で示してある。また、図中には、 $10000T$  相当の時間のシミュレーション結果も示してある。シミュレーションにおいて、黒く塗りつぶしてある方は全ての端末の初期状態を RT モードとしたときの結果であり、塗りつぶしてない方は T モードとしたときのものである。従って、安定領域においては、端末の初期状態をどちらに選ぼうとも、システムは最終的に唯一つだけ存在する平衡点の近傍に留まっていることが分かる。一方、双安定領域では、少なくとも、初期状態を RT モードにしたときには、システムはスループットが小さい方の安定平衡点にのみ留まっている。このように本節の理論は、スループット・平均パケット遅延のみならず、システムの安定性に関しても正確であることが分かる。

更に、図 5.30 と図 5.31 より、衝突検出機能を付加することによって、大幅に性能が改善されていることも分かる。一方、スロット化による性能改善の割合は、それ程大きくない。この特徴は  $a$  が小さい程顕著に現れている。このようにスロット化の影響が小さいのは、non-slotted 方式の場合にも、パケットの送信が TP の終了時点に同期づけられることがあるためである。

更に、 $a = 0.1$  の場合のスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性を図 5.32 に示す。この理論値は、システムが安定であるという条件の下で、スループットが最大となるように再スケジュールのパラメータ  $\nu$  を選んだときのものである。図 5.32 では、理論値とシミュレーション値は全般によく一致している。しかし、 $a$  の値が小さくなると、CSMA-CD ( $K=1$ ) に対する図 5.32 のようなトレードオフ特性の理論値は、誤差が大きくなることもある。

### 5.5.6 むすび

本節では、1-persistent CSMA-CD 及び CSMA の動特性を平衡点解析の手法を用いて解析した。その結果、1-persistent 方式においては、チャネルの伝搬遅延とパケット長との比  $a$  が小さい場合 ( $a < 0.1$  程度) には、衝突検出機能の付加による性能改善の割合が、チャネルのスロット化に

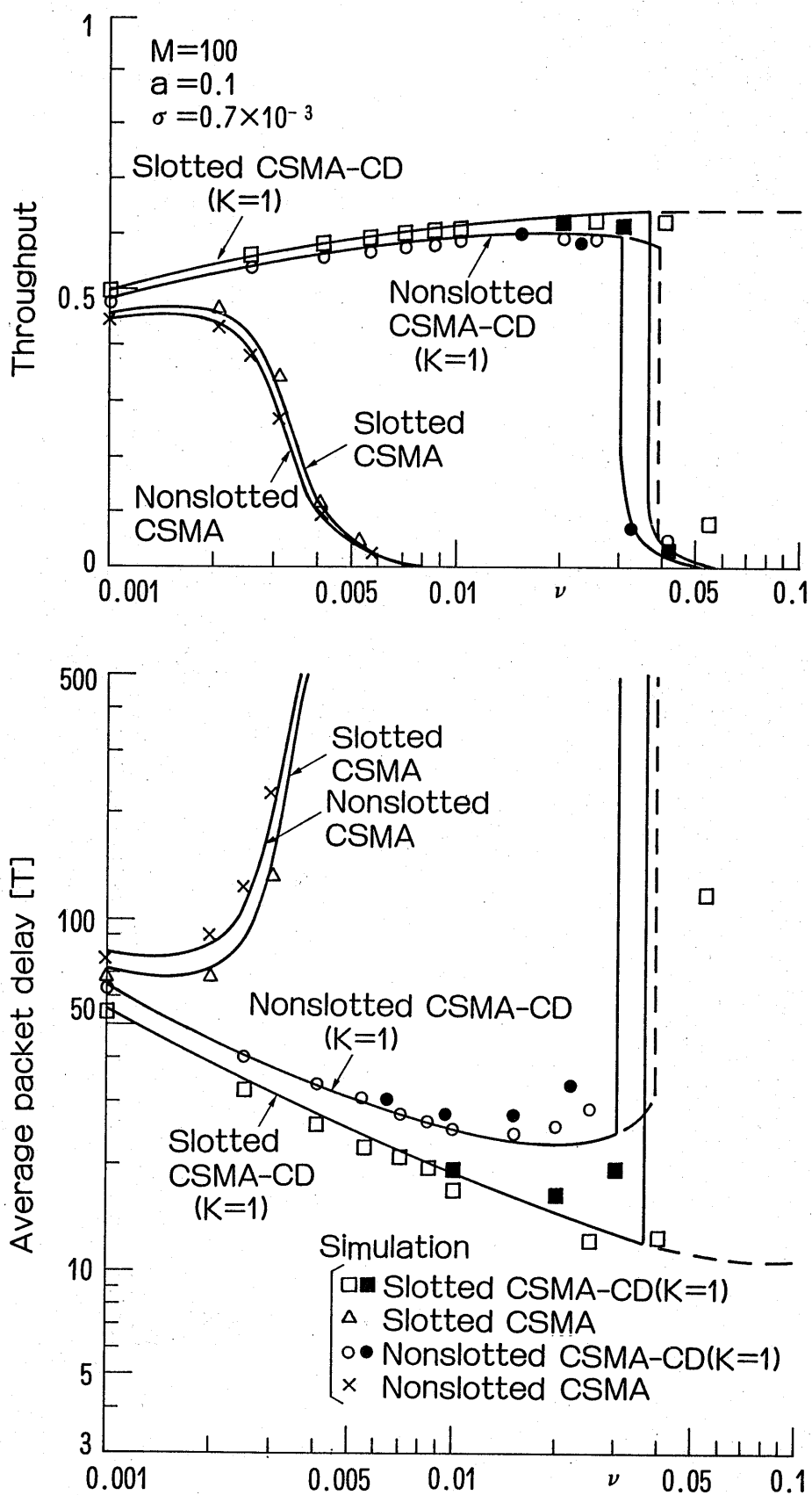


図 5.30: 1-persistent CSMA-CD と CSMA のスループット及び平均パケット遅延特性 ( $a = 0.1$ ,  $\sigma = 0.7 \times 10^{-3}$ )

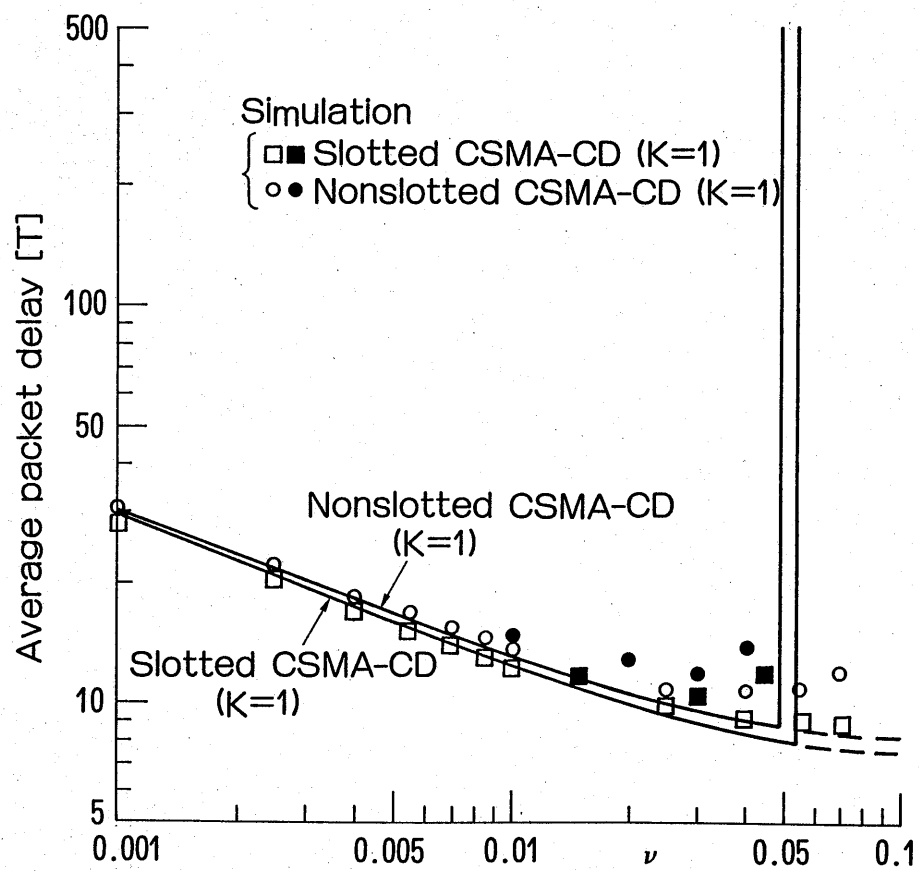
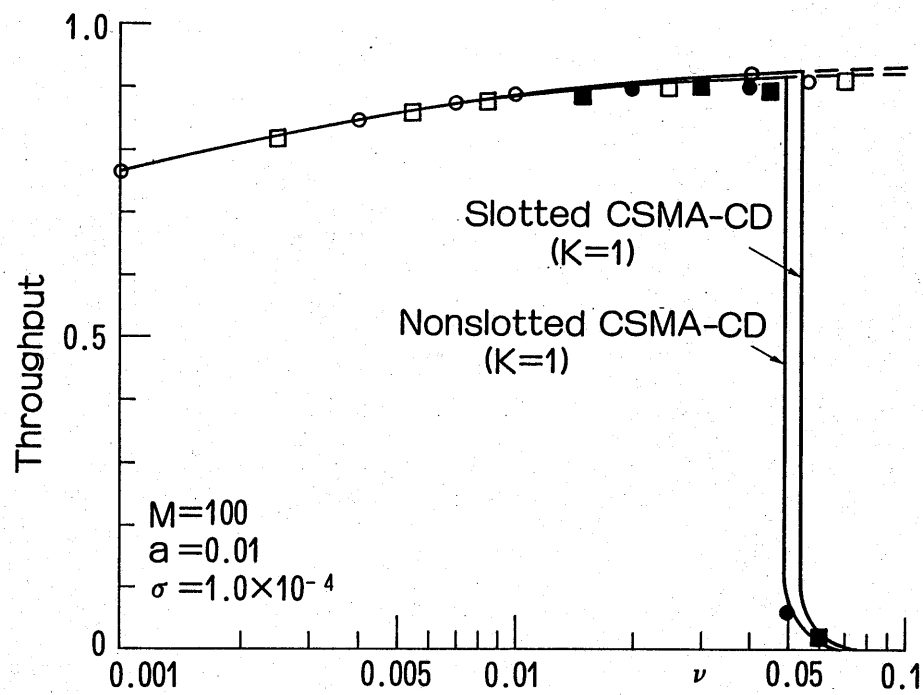


図 5.31: 1-persistent CSMA-CD と CSMA のスループット及び平均パケット遅延特性 ( $a = 0.01$ ,  $\sigma = 1.0 \times 10^{-4}$ )

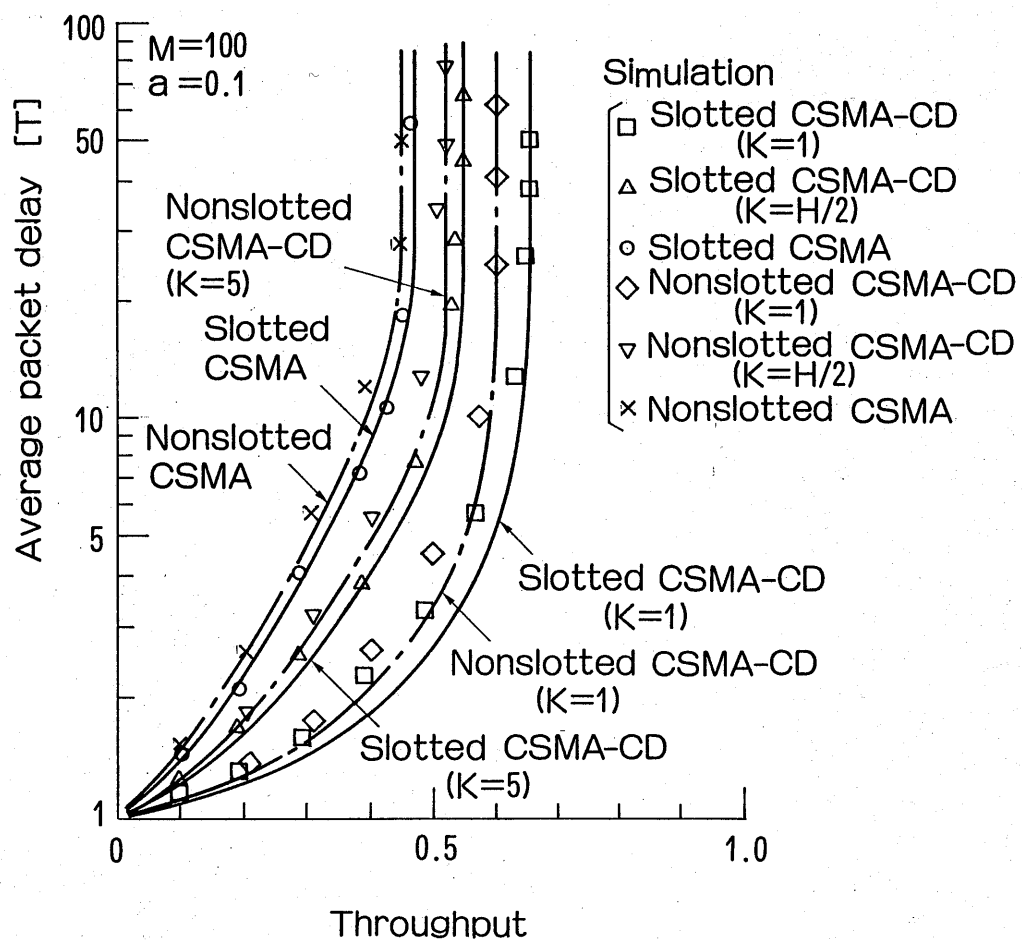


図 5.32: 1-persistent CSMA-CD 及び CSMA のスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性

よるものよりも大きいことが分かった。この特徴は、 $a$  が小さい程強く現れる。同じ特徴は、non-persistent CSMA 方式においてもある程度見られるが、1-persistent 方式においては、はるかに顕著である。従って、 $a$  の値が小さい場合、1-persistent 方式においてチャンネルをスロット化することに、それ程利点はないと言えよう。

なお、本節においては、backoff 方式としては fixed mean backoff のみを取り扱った。本節のモデルと解析手法を、binary exponential backoff 方式や linear backoff 方式にも拡張することが必要である。

## 5.6 BRAM 方式

### 5.6.1 まえがき

近年、バス状ローカルエリアネットワークに対して、多くのバーチャルトークンパッシング (virtual (or implicit) - token passing) 方式が提案され、研究されている。この種の方式の代表的なものに、Chlamtac と Franta らによって提案された BRAM (broadcast recognizing access method) [Chla79] や Kleinrock と Scholl によって提案された MSAP (mini-slotted alternating priorities) [Klei80] がある。これらのプロトコルでは、チャンネルの時間軸が伝搬遅延時間に等しい小スロットに分割されている。各端末は、そのスロット化されたチャンネルにおいて、割り当てられたチャンネルの検知時点に基づいて、パケットを伝送しようとする。そのチャンネルの検知時点の割り当て方によって、Fair BRAM, MSAP (Prioritized BRAM) に分けられる。これら二つのプロトコルでは、互いに異なる検知時点が各端末に割り当てられるため、パケットの衝突は生じない。従って、これらのプロトコルは、端末数の少ない場合や高負荷の場合に適したプロトコルであると言える。この他、同じ検知時点を複数個の端末に割り当てることによって、パケットの衝突を許すとした Parametric BRAM もある。これらのプロトコルのうち、MSAP に対しては、その性能が文献 [Chla79], [Klei80] で十分解析されている。一方、Fair BRAM に対しては、M/D/1 待ち行列モデルを用いて、かなり大ざっぱな解析がなされているにすぎない (例えば、チャンネルの伝搬遅延時間を 0 としている等の問題がある)。本節では、チャンネルの伝搬遅延時間を考慮し、平衡点解析の手法を用いて、Fair BRAM (以下、単に BRAM と呼ぶ) の性能を解析する。

### 5.6.2 BRAM の概要

BRAM では、チャンネルの時間軸が伝搬遅延時間に等しい大きさの小スロットに分割されている。BRAM は、システム内の全端末がある一定の順序で、小スロット毎にチャンネルを検知し、キャリアが検出されない場合にポーリングメッセージを受け取ったと解釈する一種のハブポーリングである。

システム内の全端末は順序づけられており、 $j$  番目 ( $j = 1, 2, \dots, M$ ) の端末を端末  $j$  と呼ぶことにする。但し、 $M$  は全端末数である。説明のため、端末  $j$  によるパケットの伝送があったとする。この伝送が終了して 1 小スロットにおいて、次式に示すスケジューリング関数 (scheduling function) に従って、チャンネルを検知する。

$$H(i, j) = \begin{cases} (i - j + M) \bmod M & \text{for } i \neq j \\ M & \text{for } i = j \end{cases} \quad (5.150)$$

上式において、 $i$  は端末の番号を表す。端末  $i$  では、 $H(i, j)$  番目の小スロットの開始時点において、チャンネルがアイドルであるときだけ、パケットの送信を開始することが許される。パケットが一つ伝送されるまで、式 (5.150) で指定された順序に従ってチャンネルの検知時点が各端末に割り当てられる。一方、チャンネルがビジーであるときには、アイドルになるのを待ち、送信が完了した端末の番号を用いて式 (5.150) を新たに計算し、上記の手順を繰り返す。パケット送信の一例を図 5.33 に示しておく。

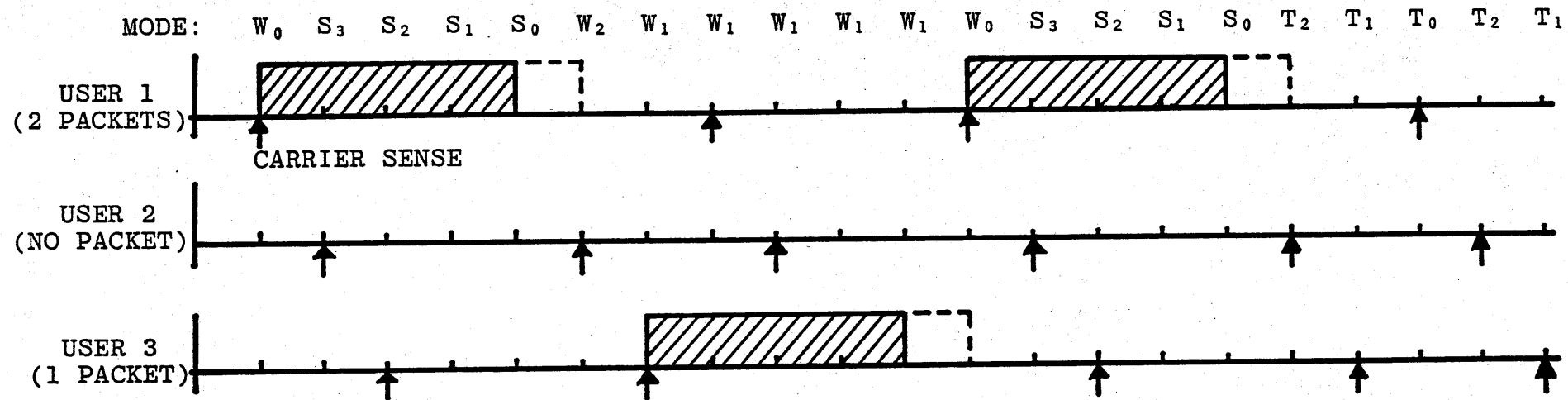


図 5.33: BRAM におけるパケット送信の例 ( $M = 3$ ,  $H = 4$ )

### 5.6.3 モデル化

システムをモデル化するために、次のように、5.4.2 の仮定 (A10), (A11), (A14), (A17), (A18) の他、仮定 (A19)~(A22) を置く。

(A10) システムは  $M$  個の端末を持つ。

(A11) 任意の二つの端末間の伝搬遅延は一定とし、これを  $\tau$  秒とする。

(A14) パケットの長さは一定とし、その伝送時間を  $T$  秒とする。

(A17) チャネルの検知は瞬時に行われる。

(A18) パケットの誤りは、ないものとする。

(A19) 各端末は、小スロットの開始時点において、互いに独立に確率  $\sigma$  でメッセージを発生する。

(A20) 一つのメッセージに含まれるパケット数は、平均  $1/\gamma$  の幾何分布に従う。

(A21) 各端末は、一つのメッセージの伝送を完了するまでは、次のメッセージを発生しない。

(A22) ある小スロットにおいてチャネルの検知時点が割り当てられた端末が、その小スロットの開始時点においてメッセージを発生した場合には、直ちにチャネルを検知する。

本システムでは、その動作原理から明かなように、端末の取り得る状態の変化は小スロット単位で起こると考えられる。そこで、パケット伝送時間  $T$  秒を小スロット単位に換算すると、これは、伝搬遅延のパケット伝送時間に対する比率  $a$  ( $\equiv \tau/T$ ) を用いて、次式に示す量  $H$  で与えられる (“ $\equiv$ ” は定義を意味する)。

$$H \equiv 1/a \quad (5.151)$$

以上の仮定の下で、端末の状態の変化が小スロット毎に起きるとしたマルコフモデルを構成する。そこで、端末の取り得る状態を分類してみると、図 5.34 に示すように、 $T_i, W_i$  ( $0 \leq i \leq M-1$ ),  $S_j$  ( $0 \leq j \leq H-1$ ) モードの  $(2M+H)$  個の状態が考えられる。BRAM をハブポーリングと考えると、 $T_0$  及び  $W_0$  モードは、現在ポーリングメッセージを受信し終えてデータメッセージの送信権を持っている状態である。一般に、 $T_i$  及び  $W_i$  モード ( $i \neq 0$ ) は、現在送信権を持っている端末の後、 $i$  番目にポーリングメッセージを受信することになっている状態である。 $S_j$  モード ( $1 \leq j \leq H-1$ ) は、パケットを送信している状態であり、このモードの端末は、 $j$  スロット後に送信を完了する。 $S_0$  モードは、パケットの送信を完了し、受信されるのを待っている状態であり、伝搬遅延の影響を表している。図 5.34 において、端末が  $T_0$  モードにあってメッセージを発生する、または  $W_0, S_j$  ( $1 \leq j \leq H-1$ ) モードのいずれかに端末が存在するという事象を  $E$  とおく。これは、現在送信権を持っている端末がそれを行行使っている事象である。従って、これが生じる場合には、 $T_i$  または  $W_i$  モード ( $i \neq 0$ ) の端末が、 $T_{i-1}$  または  $W_{i-1}$  モードに入ることはない。なお、ここで用いた端末の取り得る状態の分類法によれば、 $T_i$  及び  $W_i$  モード ( $i \neq 0$ ) にある端末数の和と  $T_0, W_0$  及び  $S_j$  ( $0 \leq j \leq H-1$ ) モードにある端末数の和はともに 1 となることに注意されたい。

### 5.6.4 平衡点解析

図 5.34 のモデルにおいて、 $T_i$  ( $0 \leq i \leq M-1$ ),  $S_j$  ( $0 \leq j \leq H-1$ ) モードにある端末数をそれぞれ  $n_i, m_j$  と置くと、状態ベクトル  $\mathbf{n} \equiv (n_i, m_j : 0 \leq i \leq M-1, 0 \leq j \leq H-1)$  は、小スロット毎に状態推移が起きるマルコフ連鎖となる。



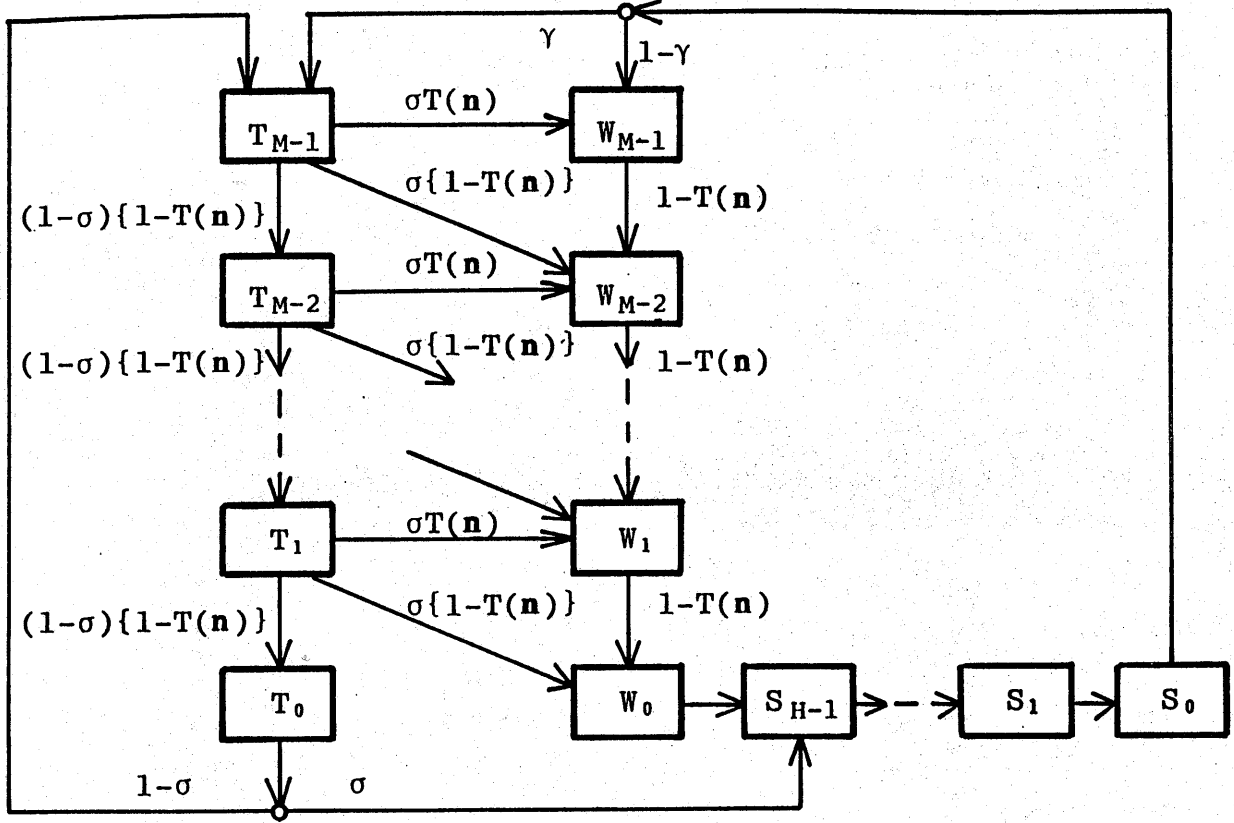


図 5.34: BRAM のモデル

まず,  $W_i$  モード ( $0 \leq i \leq M-1$ ) にある端末数を  $w_i$  とすれば, 5.6.3 の最後の議論から, 各モードにある端末数を表す不規則変数は 0 または 1 のいずれかの値を取り, 次式が成立する.

$$n_i + w_i = 1 \quad \text{for } 1 \leq i \leq M-1 \quad (5.152)$$

$$n_0 + w_0 + \sum_{j=0}^{H-1} m_j = 1 \quad (5.153)$$

また, システムの状態が  $n$  のとき, 事象  $E$  が生じれば 1, そうでなければ 0 となる関数を考え, これを  $T(n)$  と置く.  $T(n) = 1$  は, 現スロットで状態推移が起こることを意味している. この  $T(n)$  を用いれば,  $T_i$  及び  $W_i$  モードの端末のモード推移を次のように表すことができる.  $T_i$  モード ( $i \geq 1$ ) にある端末は, 次のスロットで, 確率  $\sigma T(n)$ ,  $(1-\sigma)\{1-T(n)\}$  及び  $\sigma\{1-T(n)\}$  で, それぞれ  $W_i$ ,  $T_{i-1}$ ,  $W_{i-1}$  モードに入る.  $W_i$  モード ( $i \geq 1$ ) の端末は, 次のスロットで, 確率  $1-T(n)$  で,  $W_{i-1}$  モードに入る.

システムの状態が  $n$  のとき, 図 5.34 の各モードにおける端末の平均増加数を 0 とおき, 独立な式をまとめると次のようになる.

$$n_{M-1}\sigma T(n) + n_{M-1}\{1-T(n)\} = n_0(1-\sigma) + m_0\gamma \quad (5.154)$$

$$n_i\sigma T(n) + n_i\{1-T(n)\} = n_{i+1}(1-\sigma)\{1-T(n)\} \quad \text{for } 1 \leq i \leq M-2 \quad (5.155)$$

$$n_0 = n_1(1-\sigma)\{1-T(n)\} \quad (5.156)$$

$$w_0 = (n_1\sigma + w_1)\{1-T(n)\} \quad (5.157)$$

$$m_0 = m_1 = \cdots = m_{H-1} = w_0 + n_0\sigma \quad (5.158)$$

式 (5.152) ~ (5.158) を整理すると, 次の平衡点方程式を得る.

$$T(n) = H\{1 - (1 - \sigma)n_0\}/(H + 1) \quad (5.159)$$

$$n_0 = \frac{\{1 - T(n)\}\gamma}{\left[\frac{1 - T(n)(1 - \sigma)}{\{1 - T(n)\}(1 - \sigma)}\right]^{M-1} - (1 - \gamma)(1 - \sigma)} \quad (5.160)$$

上式の解が平衡点  $\mathbf{n}_e \equiv (n_{ie}, m_{je})$  である. 上式は, 明らかに  $n_0$  に関して解くことができる. ここで, 5.4 や 5.5 と同様に, スループット  $S$  をチャネルがパケットの伝送のために有効に使用されている割合と定義すると, これは次式で与えられる.

$$S = n_0\sigma + w_0 + \sum_{j=1}^{H-1} m_j = T(\mathbf{n}_e) \quad (5.161)$$

次に, 5.4 や 5.5 と同様に, 平均メッセージ遅延  $D_m$  をメッセージを発生してから, その最後のパケットの送信を完了するまでの平均時間と定義し, 1 パケット伝送時間を単位として表現する. これは, 図 5.34 において, リトルの公式を用いることにより, 次式で与えられる.

$$D_m = M/(\gamma S) - a/\sigma \quad [T] \quad (5.162)$$

### 5.6.5 数値例とシミュレーション

本節で得られた理論式を用いて計算した数値例とそれに対する 10000T 分のシミュレーション結果を図 5.35 と図 5.36 に示す. これらは,  $M = 100$  のとき, それぞれ  $a = 0.1$  及び  $a = 0.01$  とした場合のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を示したものである. 平衡点解析による解析結果とシミュレーション結果とは, 図 5.36 では若干その誤差が大きくなっているものの, 全般によく一致している. また, 文献 [Chla79] と同様に,  $a$  が小さい程最大スループットが大きくなっていることが確認できる. これは, 式 (5.151), (5.159), (5.161) から分かるように, 最大スループットが  $1/(1 + a)$  で与えられるためである.

### 5.6.6 むすび

本節では, Fair BRAM に対して, システムをマルコフ連鎖でモデル化し, それに平衡点解析の手法を適用することによって, その性能を求めた. その結果, 本節の理論は十分正確であることが分かった.

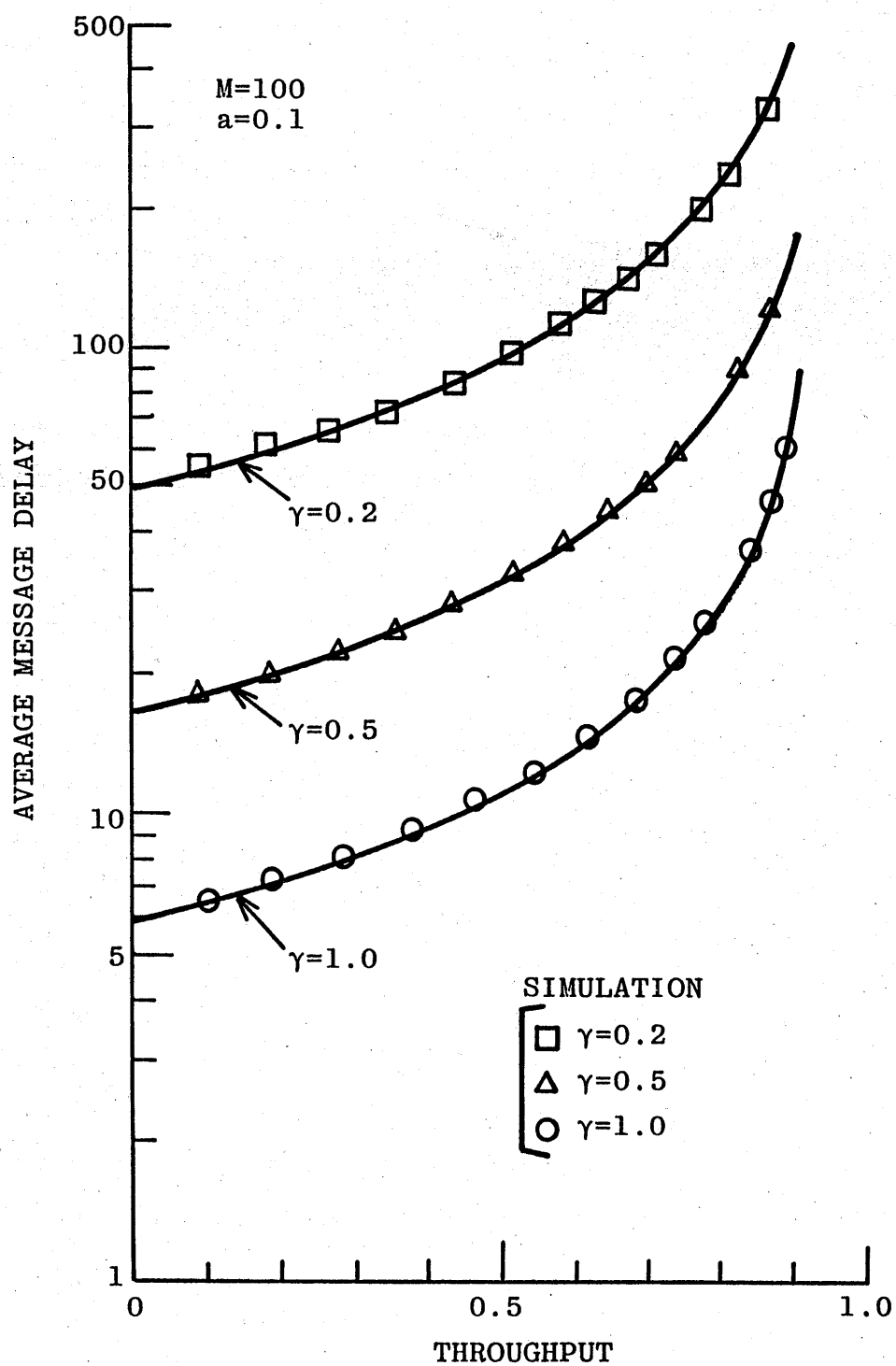


図 5.35: BRAM のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性 ( $a = 0.1$ )

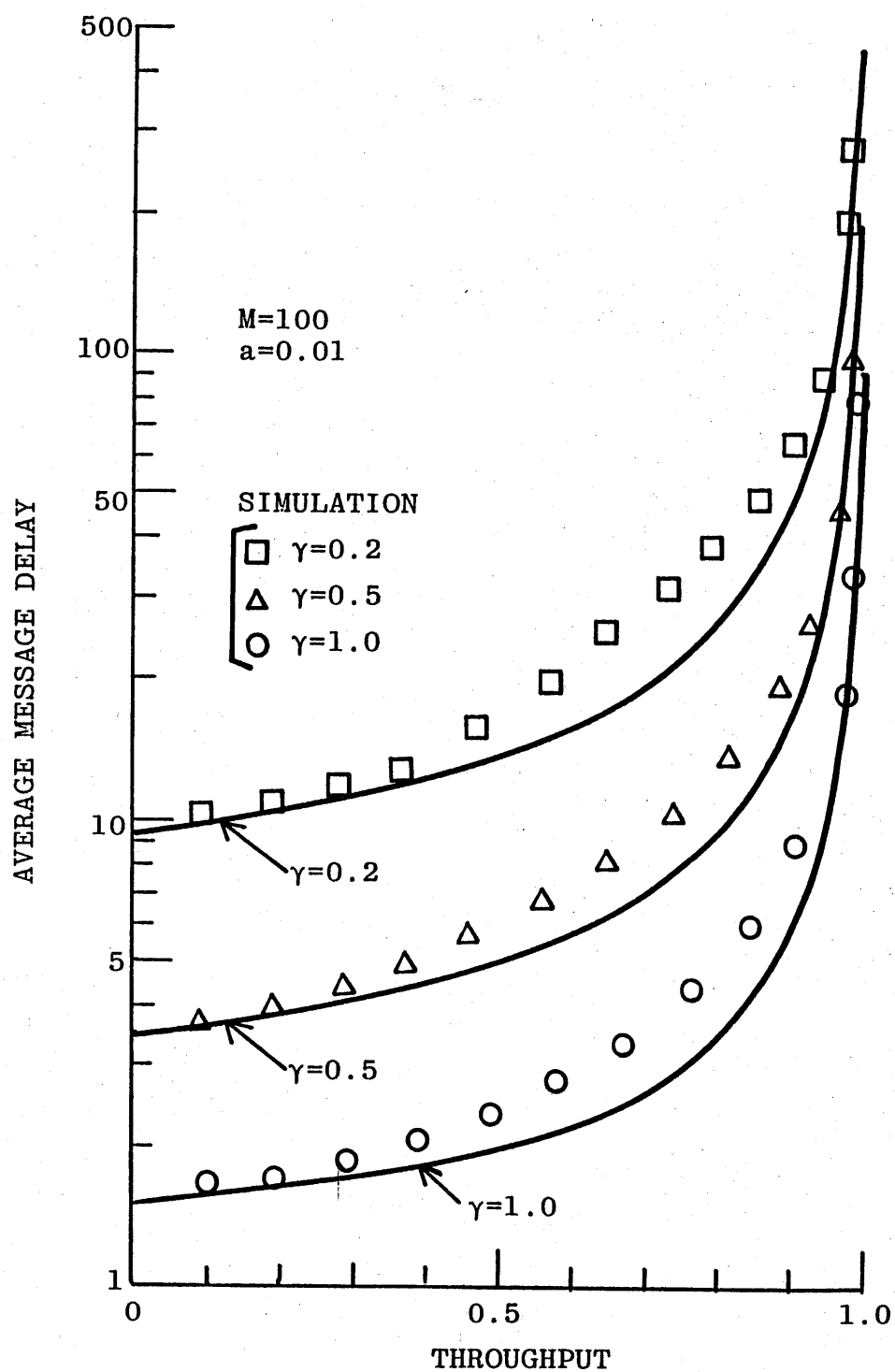


図 5.36: BRAM のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性 ( $a = 0.01$ )



## 第 6 章

### 平衡点解析による性能比較

#### 6.1 まえがき

衛星パケット通信網や LAN における多元接続プロトコルとして、これまでに多くのものが提案されている。しかし、それらの各々では、情報源の統計的性質、局数や端末数、許容されるシステムの複雑さなど、各々のプロトコルが用いられる状況や前提が異なっているため、それらの相互関係や有効適用範囲は十分には明らかにされていない。従って、これら数多くのプロトコルを整理し、それらの相互関係を明らかにすることによって、各々が適する領域を明確にしておくことが是非とも必要である。

これらのプロトコルの相互比較に関する研究は、既にいくつか行われている [Lam 79], [Toba80a], [Miya81]。しかし、それらの研究は、定性的な議論のみであったり [Miya81], また定量的な比較であっても比較の前提が同一でないなどの問題がある [Lam 79], [Toba80a]。特に、文献 [Lam 79] では、スロット付アロハ方式、アロハ形予約方式、TDMA 予約方式及び固定割当 TDMA 方式の 4 種のプロトコルの定量的な比較が行われていて、その相互の関係が一応は明らかにされている。しかし、このうちスロット付アロハ方式とアロハ形予約方式については、システムの安定性が考慮されていない。従って、得られた性能を実現するためのシステムパラメータ（パケットの再送確率、フレーム長等）の決定法が明らかにされていないなどの限界があった。アロハ形チャネルを用いたシステムに対しては、その安定性をも考慮した定量的な比較検討、即ち動特性の比較検討が必要である。

アロハ形チャネルを用いた衛星パケット通信網と LAN の動特性の解析は、普通、システムをマルコフ連鎖としてモデル化することによって行われる。そのモデル化に際して、特に衛星パケット通信網については、(a) 約 0.27 秒の round-trip 伝搬遅延の影響を考慮に入れること、及び (b) システムが何らかの予約機能を持つ場合にはそれをモデル化すること、によって、マルコフ連鎖は多次元状態ベクトルを持つことになる。このマルコフ連鎖を、その状態推移確率を計算して状態の定常確率分布を求めるという通常の解析手法（マルコフ解析）[Klei76] によって取り扱うのは困難である。そのため、これまでは、性能解析には何らかの近似手法が用いられてきた [Lam 79, 80a], [Klei76], [Robe73]。しかし、それらの手法は、解析において、各システム固有の前提や仮定を用いているため、そのいずれも、多くのプロトコルを共通の基盤の上で比較検討するには適さない。

前述の要因 (a), (b) は、アロハ形チャネルを用いないプロトコルをモデル化する際にも当然考慮に入れなければならないことであり、この場合にも、何らかの形で上記と同様の問題が生じてくる。

そこで筆者らは、福田によって提案された平衡点解析の手法 [Fuku78] が、アロハ形システムを表現する多次元マルコフ連鎖の強力な近似解析手法であることに着目し、この手法によって多元接続プロトコルの性能解析のための統一的理論を構築することを目的として研究を進めてきた。その結果、平衡点解析の手法は、アロハ形チャネルを用いたシステムのみならずこれを用いないシステムに対しても適用可能であることが明らかになり [Ishi82a, b, c, d], この手法によって各種プロトコルを共通の基盤の上で定量的に評価できる見通しが得られた。本章は、前章の解析結果を基にして、各種プロトコルの性能比較を試みたものである。

以下、本章では、6.2で衛星パケット通信網の各種プロトコルの性能比較を行い、6.3でLANの各種プロトコルの性能比較を行う。

## 6.2 衛星パケット通信網の場合

本節では、衛星パケット通信網における多元接続プロトコルである次の6種のプロトコルの性能比較を行い、各スループット領域においてどのプロトコルが優れているかを明確にする。

- (1) スロット付アロハ方式 (S-ALOHA)
- (2) 予約アロハ方式 (R-ALOHA)
- (3) アロハ形予約方式 (ALOHA-reservation)
- (4) TDMA 予約方式 (TDMA-reservation)
- (5) SRUC 方式 (または SRUC-SI)
- (6) TDMA 方式

各プロトコルの性能を共通の基盤の上で比較するためには、チャネルと情報源に関する条件及び局に提供するサービスを全てのプロトコルで同一にしておくことが必要である。本論文で解析したアロハ形予約、TDMA 予約、SRUC に対しては、これらの条件は同一である。一方、スロット付アロハと予約アロハに対する理論式としては、それぞれ文献 [Tasa80c], [Tasa80b] のものを用いる<sup>1</sup>。TDMA については、次の理論式を用いる。

$$S = \{1 - (1 - \sigma)^M\} / \{1 - (1 - \gamma)(1 - \sigma)^M\} \quad (6.1)$$

$$D_m = M / (\gamma S) - 1 / \sigma + R + 1 \quad [\text{データスロット}] \quad (6.2)$$

但し、前章と同様に、スループット (throughput)  $S$  はチャネルの1データスロット長当り正しく伝送される平均データパケット数であり、平均メッセージ遅延 (average message delay)  $D_m$  はメッセージが発生してからその最後のパケットが正しく受信されるまでの平均時間であり、1データスロット長を単位として表現している。これらの理論式は、本論文で解析したアロハ形予約、TDMA 予約、SRUC に対するものと同じ条件の下で得られたものである。チャネルと情報源に関する条件を全てのプロトコルで同一にしているので、使用するプロトコルの違いによってのみ性能の差が現れることになり、全てのプロトコルを共通の基盤の上で比較することができる。しかし、その際、局

<sup>1</sup>文献 [Tasa80b, c] では、TR モードの局数が  $n_0$  のとき、パケットのランダムアクセスに成功する局の平均個数  $S_{SA}(n)$  は  $n_0 p (1 - p)^{n_0 - 1}$  で与えられている。但し、 $p$  はパケットの再送確率である。本章では、TR モードからランダムアクセスする局の個数が平均  $n_0 p$  のポアソン分布に従うと近似し、 $S_{SA}(n) = n_0 p e^{-n_0 p}$  とする。これは、 $S_{SA}(n) = n_0 p (1 - p)^{n_0 - 1}$  の場合には、 $n_0 < 1$  となるような平衡点  $n_e$  においては、 $S_{SA}(n_e)$  が意味をなさなくなるためである。しかし、 $p$  の値が小さいときには、両者に大差はない。

に提供するサービスがプロトコルによって異なると、比較の条件が同じでなくなるので、このサービスを同一にしておく必要がある。そこで本章では、全てのプロトコルは次のサービスを提供するものとする。

[サービス]: 1 メッセージに含まれるパケットを、そのシーケンス番号の順序通りに受信側に送達する。

性能の評価基準としては、パケット通信網の性能比較において標準的に用いられるスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を用いることにする。

以下の数値例では、 $M = 100$ ,  $R = 12^2$  とする。また、対象とするメッセージは、平均が  $h$  の幾何分布に従う数のパケットから成るものとする。更に、アロハ形予約における  $V$  の値としては  $V = 5^3$ , TDMA 予約及び SRUC における  $\eta$  の値は  $\eta = 0.1^4$  に選んである。

まず、スロット付アロハと予約アロハに対する理論式が、本節で行うスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性の比較において十分に役立つことを示すために、これらの性能をそれぞれ図 6.1, 図 6.2 に示す。この性能は、システムが安定であるという条件の下で、スループットが最大となるように再送確率  $p$  を選んで得られたものである。図中のシミュレーション結果は 13 万スロット分のものである。これらの図において、理論値とシミュレーション値はよく一致している。

図 6.3 に、 $h = 1.0, 2.0, 3.0, 5.0$  の場合のスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を示す。図中の予約アロハ、アロハ形予約、TDMA 予約及び SRUC の各々の理論値は、各スループットに対して平均メッセージ遅延が最小となるようにフレーム長を選んで得られたものである。

まず、図 6.3(a) の単一パケットメッセージの場合には、約 0.27 以下のスループットでは、スロット付アロハが最も優れているが、SRUC との差はわずかである。一方、約 0.82 以上のスループットでは当然のことながら TDMA が優れている。更に、図 6.3(a) から分かるのは、スループットが極めて大きい領域以外の全領域で、SRUC が最適もしくは極めて最適に近くなっていることである。これらの結論は、これまでに既に指摘されていることではある [Lam 79], [Toba80a], [Borg78]。図 6.3 の結果が、文献 [Lam 79], [Toba80a], [Borg78] などの結果と異なっている点は、図 6.3 の性能の各点が、チャネルの伝搬遅延の影響とシステムの安定性を考慮に入れて求められたということである。従って、これらの各点は、仮定や前提が妥当な限り現実に実現可能な値であり、しかもその値を実現するためのシステムパラメータ（パケットの再送確率、フレーム長等）も容易に決定すること

<sup>2</sup> 文献 [Lam 79] と同じく、データパケット長が全てのプロトコルにおいて  $P = 1125$  ビットと一定であるとし、 $C = 5 \times 10^4$  ビット / 秒の衛星チャネルが用いられるとする。このとき、 $R = 0.27 / (P/C) = 12$  となる。但し、衛星チャネルの round-trip 伝搬遅延を 0.27 秒としている。

<sup>3</sup> これは、文献 [Robe73] と同じく、予約パケットを 224 ビットと仮定したためである（但し、 $P = 1125$  ビット）。その内訳は、24 ビットの予約情報に 24 ビットのバリティビットを付加して 1 ブロックとし、衝突などによる誤りの見逃し確率を小さくするために同一の 3 回繰り返した結果が 144 ビットであり、残り 80 ビットは同期用である。この 224 ビットは飽くまでも一例であるので、設計条件の異なるときには、それに応じた値を用いばよい。

<sup>4</sup> これは、112 ビットの予約パケット（または SI）に相当する。これらのプロトコルでは、予約用小スロットが固定割当てされているため、予約パケット (SI) におけるアドレス指定が簡単となり、更に予約パケット (SI) の衝突がないため誤り制御も簡略化できる。従って、アロハ形予約の場合よりも予約パケット (SI) のビット数を少なくできるので、ここでは 112 ビットとした。その内訳は、例えば、予約情報 16 ビット、バリティ 16 ビット、同期用 80 ビットとなる。しかし、この値は、飽くまでも一例である。



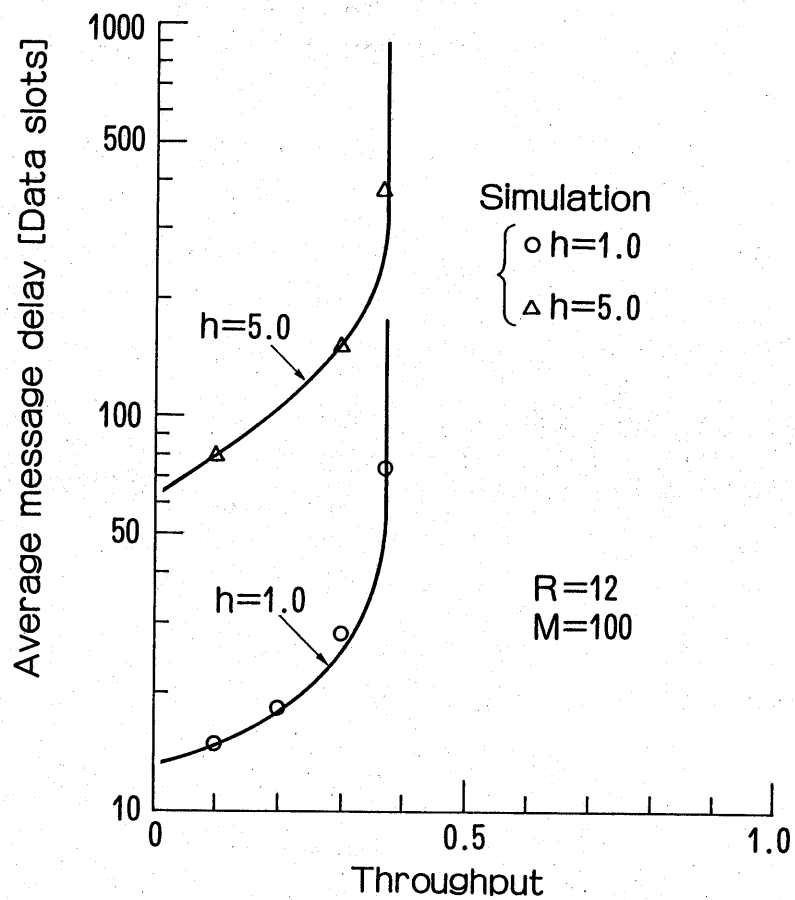


図 6.1: スロット付アロハ方式のスループット・平均メッセージ遅延特性

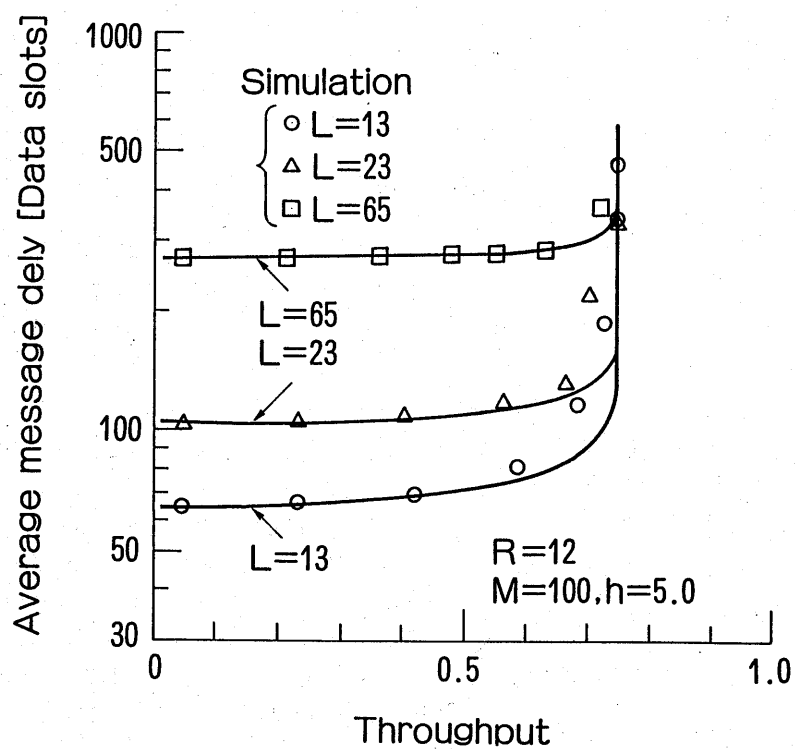


図 6.2: 予約アロハ方式のスループット・平均メッセージ遅延特性

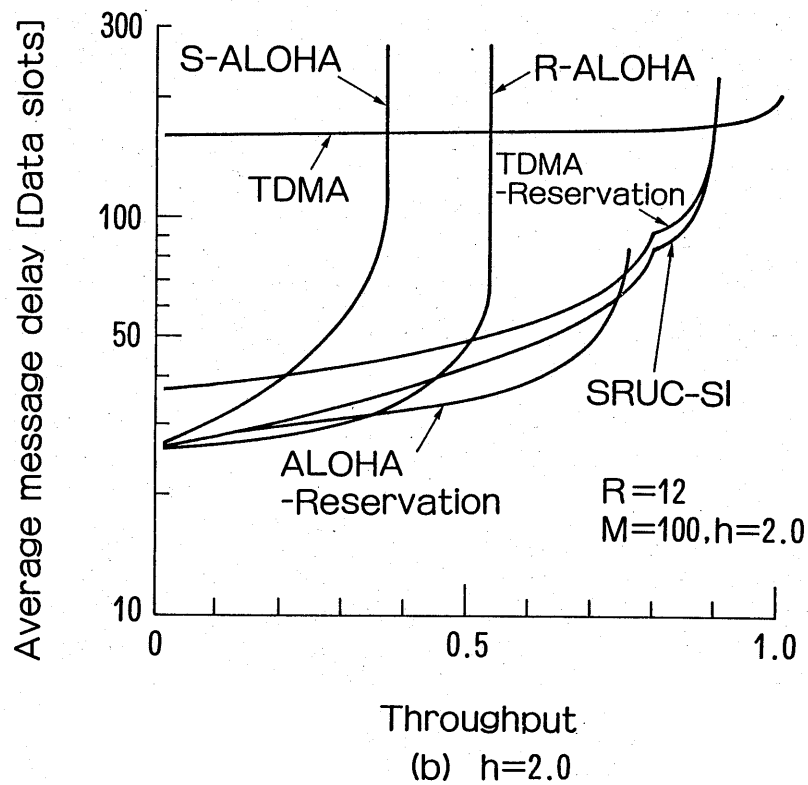
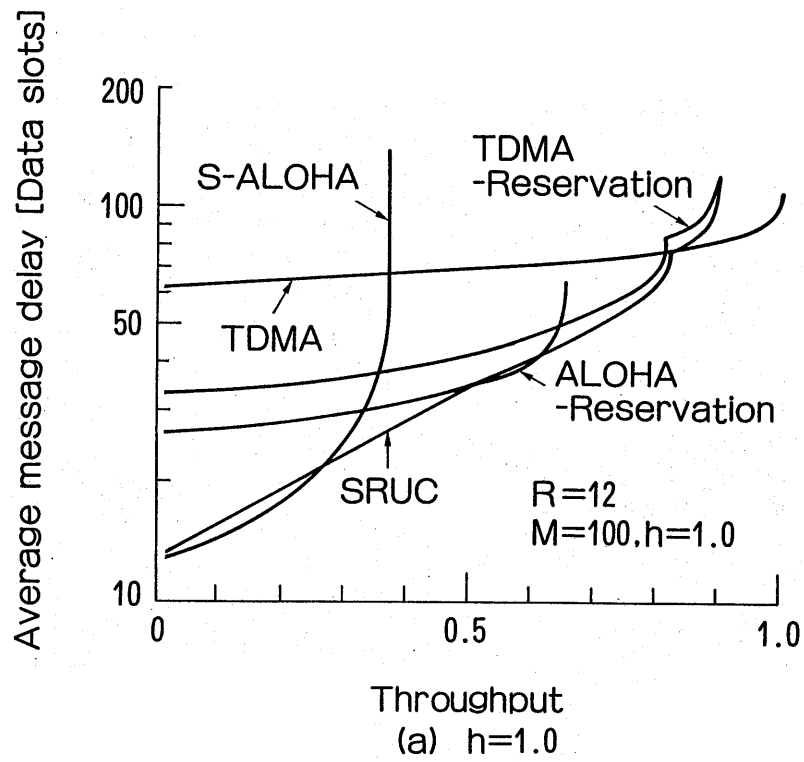
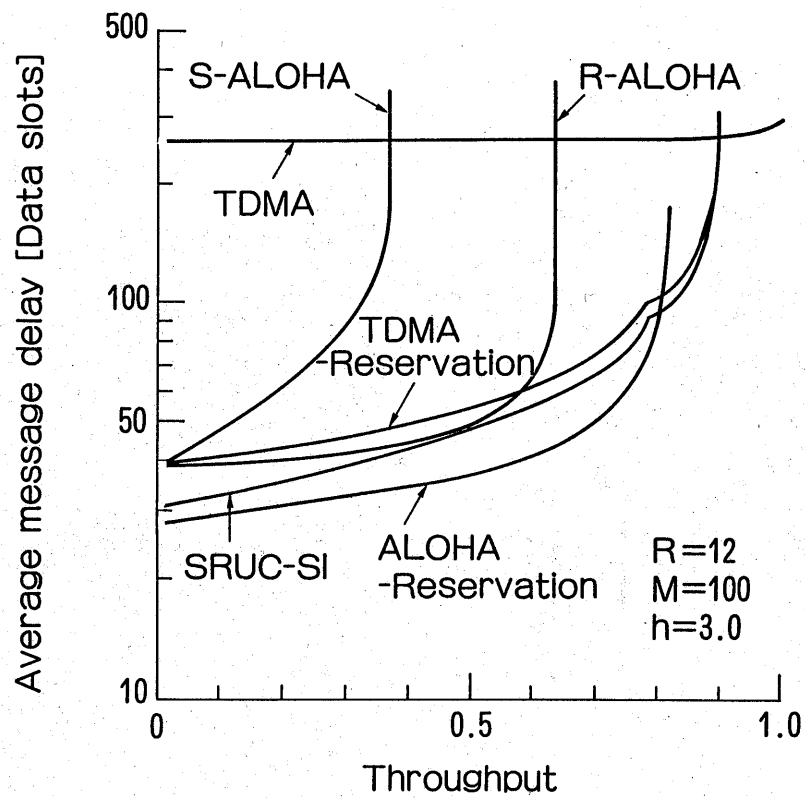
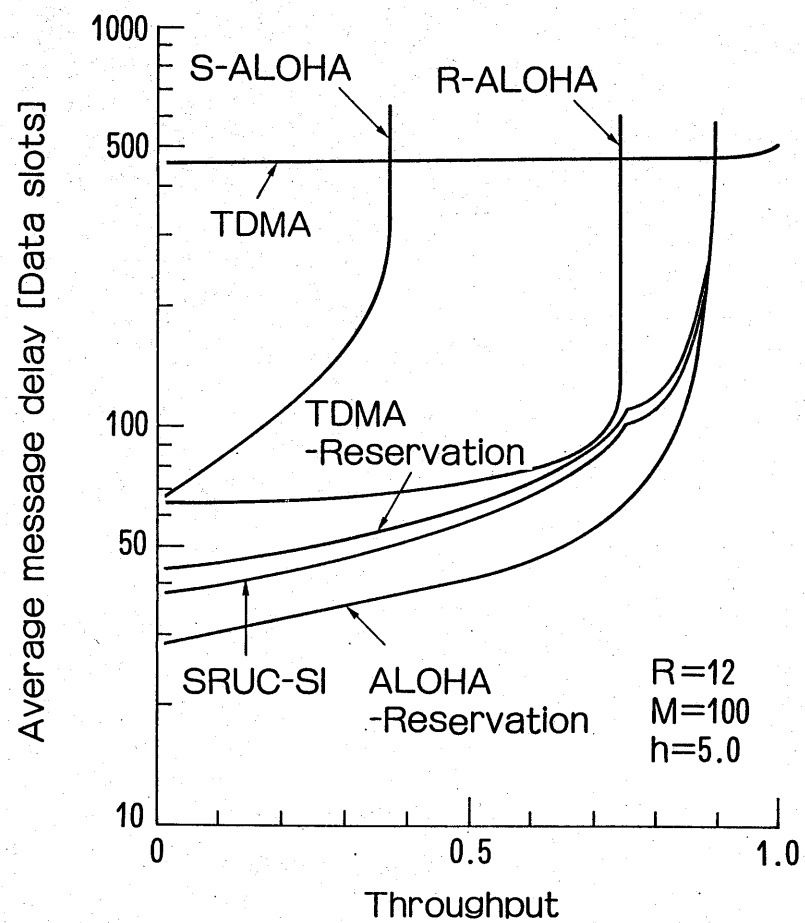


図 6.3: 衛星パケット通信網におけるスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性の比較 (1/2)



(c)  $h=3.0$



(d)  $h=5.0$

図 6.3: 衛星パケット通信網におけるスループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性の比較 (2/2)

とができる。

次に、図 6.3(b) の平均 2 パケットのメッセージの場合には、最も優れているプロトコルは、スループットが大きくなるにつれて、予約アロハ、アロハ形予約、SRUC-SI、TDMA と変わっている。しかし、平均 3 パケットのメッセージの場合には、図 6.3(c) より分かるように、約 0.81 以下のスループットでは、アロハ形予約が最適、SRUC-SI が準最適となり、スループットが約 0.81 から 0.90 程度の範囲では SRUC-SI が最適となっている。平均メッセージ長が 5 パケットになると、図 6.3(d) より、約 0.89 以下のスループットでは、アロハ形予約が最適、SRUC-SI が準最適になっている。

なお、図 6.3(c), (d) において、スロット付アロハと予約アロハは、スループットが小さい領域においても性能は悪くなっている。しかし、文献 [Lam 79] では、スループットの小さい領域においては、スロット付アロハが最も優れているという逆の結果が得られている。これは、同じスロット付アロハでも、その詳細の規定の仕方が異なっているためである。即ち、本論文では、プロトコルはパケットを順序通りに送達する必要があるために、スロット付アロハでは、一つのパケットを送信すると、その正否が判明するまでは次の送信を行わず、1 パケットずつ成功を確認しながら送信するという手順を用いた。一方、文献 [Lam 79] では、負荷が極めて軽い領域では、1 メッセージを構成する全パケットを連続して送信するとしているため、平均メッセージ遅延は小さくなっている<sup>5</sup>。しかし、パケットを連続送信する手順は、負荷が大きくなるにつれて大幅に性能が劣化することが示されている [Fuku79]。従って、負荷の大きさに応じてパケットの送信間隔を制御すれば良いことになるが、これはプロトコルの複雑化を招く結果となる。特に、送信間隔の制御を行うにせよ行わないにせよ、送信間隔が 1 round-trip 伝搬遅延より小さい場合には、受信側に正しく到着するパケットの順序が逆転する可能性がある。従って、この場合には、多元接続プロトコル内で、もしくは上位レベルのプロトコルにおいて、パケットの順序制御の機能を追加する必要があるが生じてくる。このような機能を持ったスロット付アロハの動特性を解析するのは困難であるので、1 パケットずつ成功を確認しながら送信するという手順を用いた。

以上の図 6.3 に関する結果から次のことが分かる。情報源の統計的性質が既知であり時間的に変動しない場合には、その性質に応じて図 6.3 における最適なプロトコルを選べばよい。しかし、現実のシステムにおいてしばしばそうであるように、情報源の統計的性質が未知もしくはその時間的変動が予想される場合には、SRUC (SRUC-SI を含めた広い意味での) を用いるのが得策である。但し、図 6.3 の SRUC の性能を実現するためには、負荷に応じて最適なフレーム長を選んでやる必要がある。しかし、第 5 章で提案した可変長フレーム SRUC (V-SRUC) 方式を用いれば、負荷の大きさを推定することなく簡単なアルゴリズムで、図 6.3 の性能に極めて近いものが得られる [Ishi82c]。

以上、衛星パケット通信網における多元接続プロトコルの選択の方針について述べたが、現実の選択では、スループット・平均メッセージ遅延特性の外に、チャネル使用の局間の公平さ、パケットの誤りやシステムの誤動作に対する耐性、実現の容易さ、コストなどを総合的に考慮する必要がある。

<sup>5</sup>SRUC においてもこの手順を用いることができる。従って、この手順を用いた場合には、負荷が極めて軽い領域で最適なのはスロット付アロハであり、SRUC はそれよりわずかに劣るという結果が予想される。

## 6.3 LAN の場合

本節では、LAN における多元接続プロトコルである次の 9 種のプロトコルの性能比較を行い、各スループット領域においてどのプロトコルが優れているかを明確にする。

- (1) slotted nonpersistent CSMA-CD 方式 ( $K = 1$ )<sup>6</sup>
- (2) slotted nonpersistent CSMA 方式
- (3) nonslotted nonpersistent CSMA-CD 方式 ( $K = 1$ )
- (4) nonslotted nonpersistent CSMA 方式
- (5) slotted 1-persistent CSMA-CD 方式 ( $K = 1$ )
- (6) slotted 1-persistent CSMA 方式
- (7) nonslotted 1-persistent CSMA-CD 方式 ( $K = 1$ )
- (8) nonslotted 1-persistent CSMA 方式
- (9) BRAM 方式

これらのプロトコルでは、前節と同様に、チャネルと情報源に関する条件及び端末に提供するサービスを同一にしているので、各プロトコルの性能を共通の基盤の上で比較することが可能である。

図 6.4 に、 $a = 0.1, 0.05, 0.01$  の場合のスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性を示す。図 6.4 では、 $M = 100$  としてある。図中の BRAM の性能は、単一パケットメッセージに対するものである<sup>7</sup>。

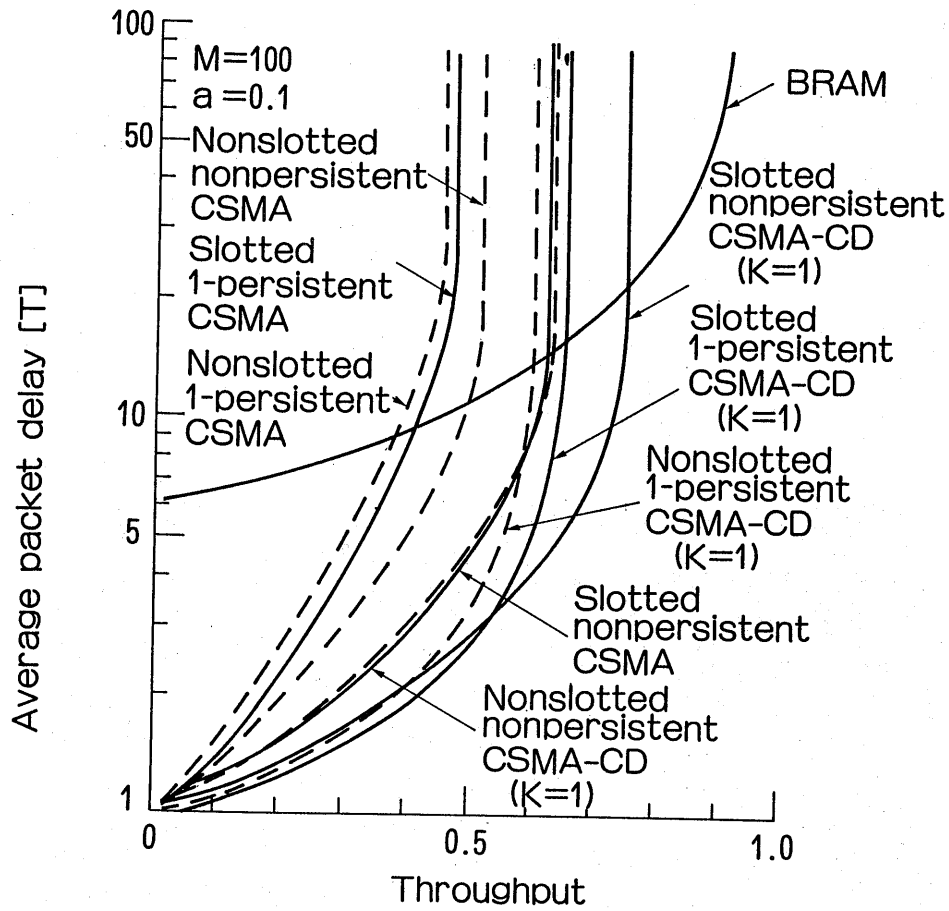
まず、図 6.4(a) の  $a = 0.1$  の場合には、約 0.10 以下のスループットでは、nonslotted 1-persistent CSMA-CD、スループットが約 0.10 から 0.51 程度の範囲では slotted 1-persistent CSMA-CD が最も優れている。しかし、これらの性能と slotted nonpersistent CSMA-CD の性能との差はわずかである。また、約 0.51 から 0.75 程度のスループットでは slotted nonpersistent CSMA-CD が最適となっている。スループットがそれより大きくなると周知のように BRAM が優れている。

また、 $a = 0.05$  及び  $0.01$  の場合にも、図 6.4(b), (c) から分かるように、最も優れたプロトコルは、 $a = 0.1$  の場合と同様になっている。特に、 $a = 0.01$  の場合には、nonslotted nonpersistent CSMA-CD の性能は最適なプロトコルの性能に極めて近くなっている。更に、この場合の BRAM の性能と CSMA-CD の性能との差は、 $a = 0.1$  及び  $0.05$  の場合と比べて小さくなっていることに気づく。

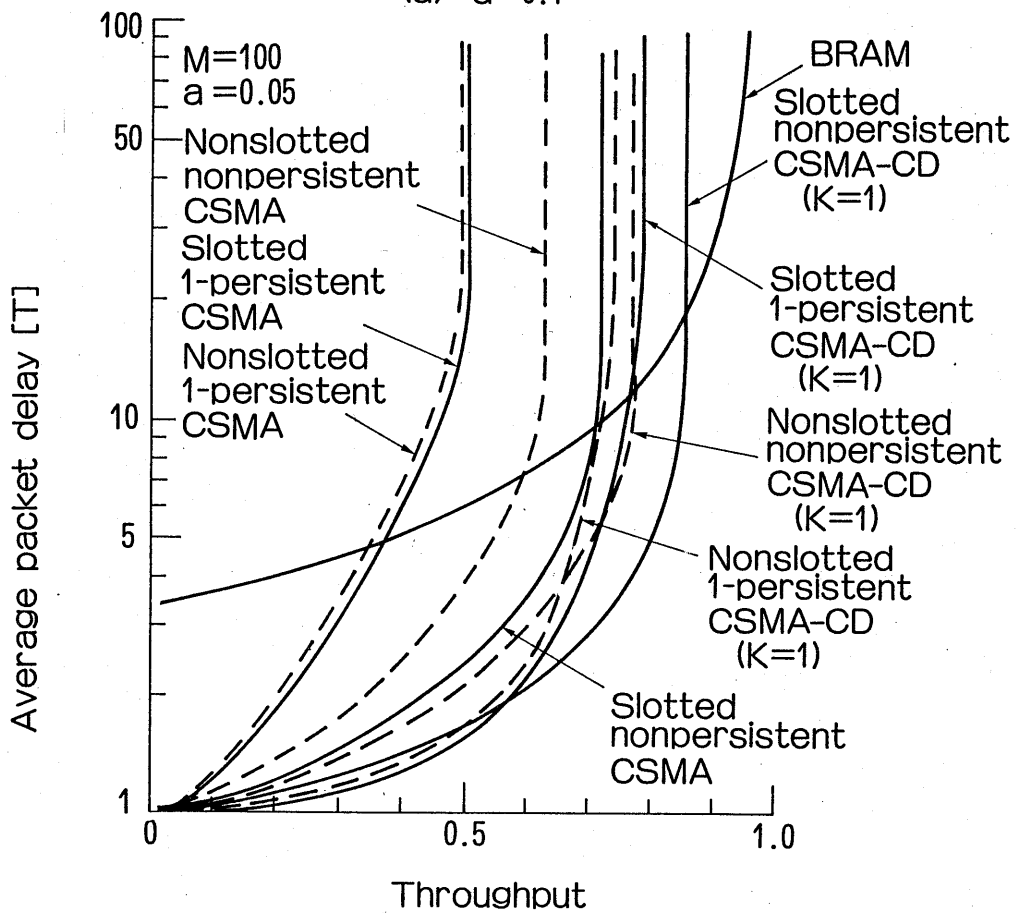
次に、CSMA と CSMA-CD において、チャネルの伝搬遅延  $a$ 、スロット化及び衝突検出機能の負荷が性能に及ぼす影響をより明確にするために、 $a$  に対する容量  $[K_{lei75b}]$  を図 6.5 に示す。この図は、式 (5.79) のように、各プロトコルのスループットを  $g$  の関数として表し、 $g$  に関して最大化したときの値をプロットしたものである。

<sup>6</sup>このプロトコルについては、チャネルの検知時間の取り方によって、二通りのものがある。しかし、5.4 において、チャネルの検知は小スロットの開始時点で行う方が良いことを示したので、本節ではこちらの方だけを検討する。

<sup>7</sup>BRAM の理論式は、他のプロトコルのそれとは若干異なった仮定の下で導かれたものである。これは、5.4.2 の仮定 (A12) と 5.6.3 の仮定 (A19) の違い、即ち指数分布と幾何分布の違いによる。しかし、 $\sigma$  の値が小さいときには、この違いによる性能の差はプロトコルの違いによって生じる差と比べてあまり重要ではない。更に、厳密な比較を行うためには、BRAM の平均メッセージ遅延に  $a/2$  を加えるべきである。しかし、この場合にも、 $a$  の値が小さいので、この影響は小さいと考えられる。



(a)  $a=0.1$



(b)  $a=0.05$

図 6.4: LAN におけるスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性の比較 (1/2)

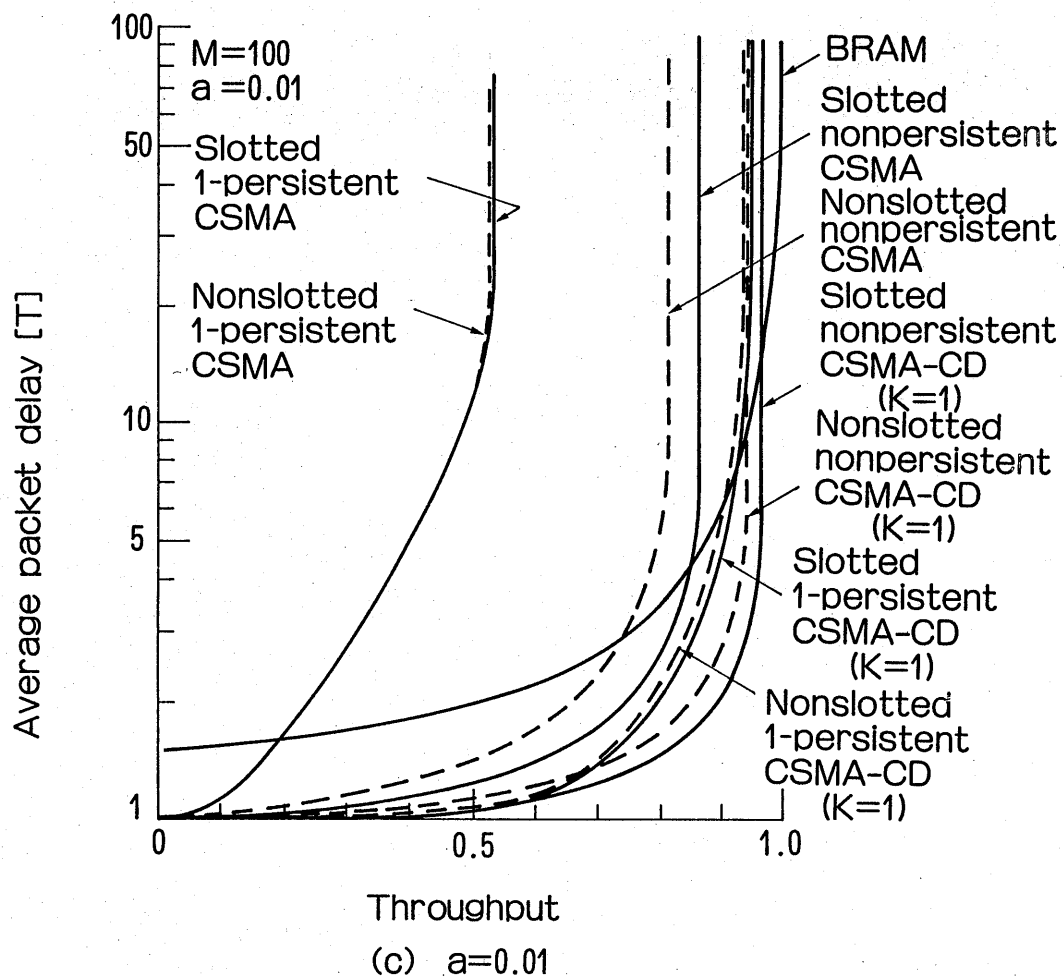


図 6.4: LAN におけるスループット・平均パケット遅延トレードオフ特性の比較 (2/2)

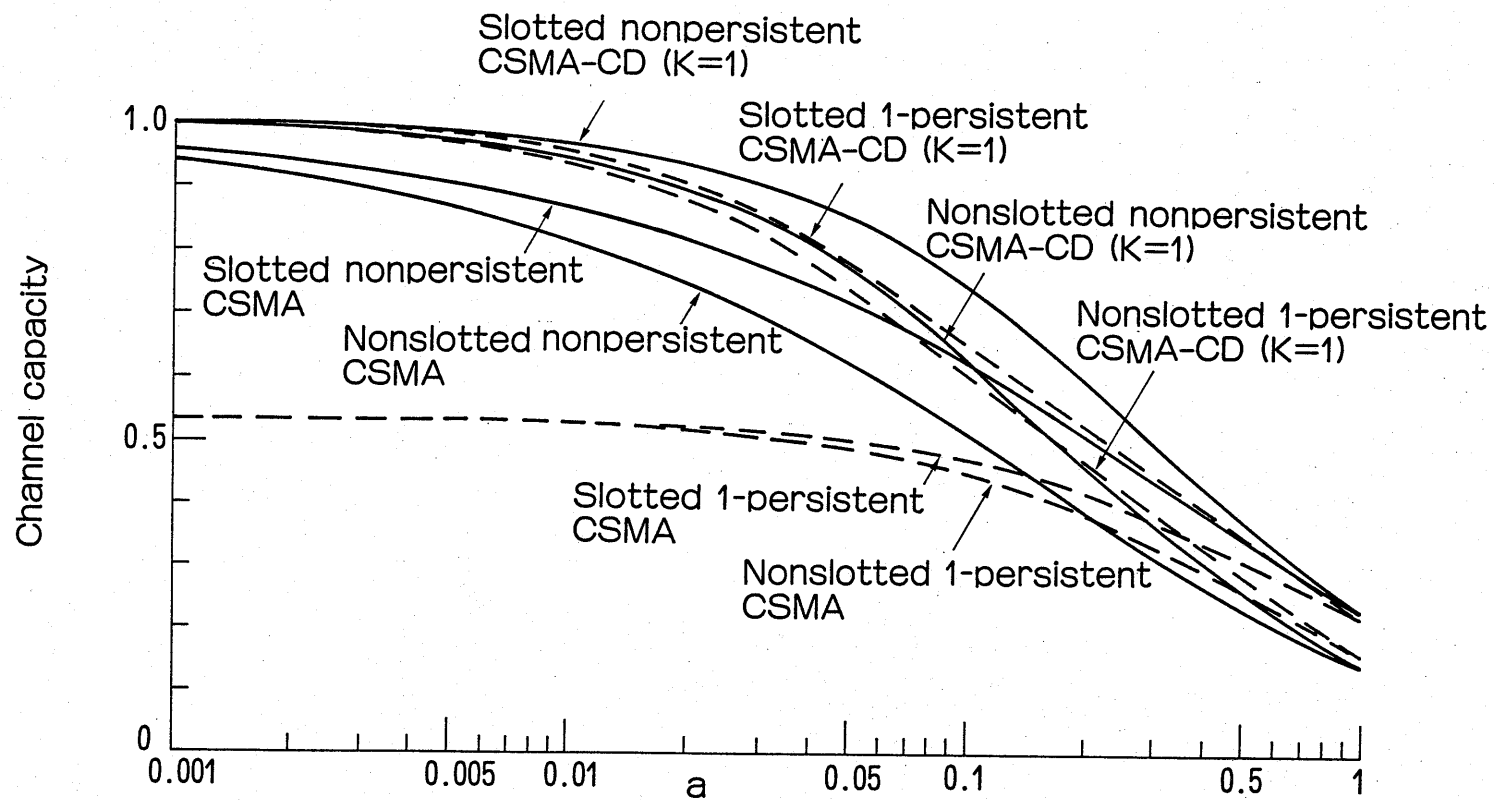


図 6.5: 伝搬遅延がチャネルの容量に及ぼす影響



図 6.5 から分かることは、まず slotted nonpersistent CSMA-CD が全ての  $a$  の値に対して最も大きい容量を持つということである<sup>8</sup>。しかし、それは、 $a$  の値が 0.519 を越えると、スロット付アロハの容量<sup>9</sup>  $e^{-1}$  よりも小さくなる。

図 6.5 において、slotted CSMA-CD の容量は、 $a$  の値が大きくなると slotted CSMA の容量に近づいている (特に、 $a = 0.1$  のときには、両者は一致する)。non-slotted 方式の場合も同様である。一方、non-slotted CSMA-CD の容量は、 $a$  の値が小さくなると、slotted CSMA-CD の容量に近づく。このことは、CSMA の場合にも言える。これらのことから、 $a$  の値が大きくなると、衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は小さくなることが分かる。また、 $a$  の値が小さくなると、スロット化による性能の改善の割合は小さくなる。なお、nonpersistent 方式の場合には、 $a$  の値が小さいとき ( $a < 0.01$ ) にも、衝突検出機能の付加による容量の改善の割合は、 $a = 0.05$  程度のときのそれと比べて少し小さくなっている。しかし、5.4.5 で述べたように、このときには衝突検出機能の付加によってシステムの安定性が大きく改善されていた。

更に、 $a$  の値が小さい場合には、1-persistent 方式における衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は、nonpersistent 方式のそれよりもかなり大きくなっていることが分かる。逆に、スロット化による性能の改善の割合は小さい。

以上の議論から、次のようなことが言える<sup>10</sup>。 $a$  の値が小さい場合 ( $a < 0.01$  程度) には、non-slotted nonpersistent CSMA-CD を用いても、最適なプロトコルの性能に近いものを得ることができる。 $a$  の値が中程度 (およそ  $0.01 < a < 0.5$  の範囲) には、slotted nonpersistent CSMA-CD を用いるのが望ましい。更に、 $a$  の値が 0.5 より大きくなると、CSMA-CD では十分に良好な性能を得ることができない (即ち、その容量が  $e^{-1}$  よりも小さくなる)。もちろん、スループットが極めて大きい領域では、BRAM が最適であるので、これを用いるのが良い。

なお、今の場合にも、このような多元接続プロトコルの選択は、前節の最後に述べたようなことも考慮して行われることが必要である。

## 6.4 むすび

本章では、メッセージまたはパケットの発生がバースト的な多数の地上局または端末より成る衛星パケット通信網と LAN における各種多元接続プロトコルの性能を、平衡点解析の手法によって比較した。

まず、衛星パケット通信網については、各プロトコルは、パケットを順序通りに受信側に送達しなければならないという条件の下で、スループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を比較した結果、次の結論が得られた。

(1) スループットが極めて大きい領域では、平均メッセージ長の如何にかかわらず TDMA が最適

<sup>8</sup>BRAM の容量は、5.6.5 で述べたように  $1/(1+a)$  となる。これは、5.4.2 の仮定の下での perfect scheduling に対する容量と一致する。従って、この値は容量の上限を与える。しかし、簡単のため、図 6.5 にはこれを示さなかった。

<sup>9</sup>5.4.2 の仮定の下では、スロット付アロハの容量は、厳密には  $e^{-1}/(1+a)$  となる。これは、スロットの大きさが 1 パケット伝送時間 ( $T$  秒) に伝搬遅延 ( $\tau$  秒) を加えたもの ( $T+\tau$ ) 秒に等しくなるように取られるためである。

<sup>10</sup>この結論は、nonpersistent 方式の方が 1-persistent 方式よりもシステムの制御が簡単であり、non-slotted 方式の方が slotted 方式よりもシステム構成が簡単であるということを考慮に入れた。また、衝突検出機能を実現するのは困難ではない。

である。

(2) 単一パケットメッセージの場合には、小さなスループットではスロット付アロハが最も優れているが、SRUC との差はわずかである。更に、スループットが極めて大きい領域を除いた全領域で、SRUC が最適もしくは極めて最適に近くなる。

(3) 平均メッセージ長が3パケット程度よりも大きくなると、TDMA が最適となるような領域を除いた大部分の領域において、アロハ形予約が最適となっており、SRUC-SI が準最適となっている。

(4) 情報源の統計的性質が未知、もしくはその時間的変動が予想される場合には、SRUC、特に V-SRUC を用いるのが得策である。

LAN についても、同様にして、次の結論が得られた。

(1) スループットが極めて大きい領域では、BRAM が最適である。

(2) CSMA 及び CSMA-CD において、 $a$  の値が大きくなると、衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は小さくなる。一方、 $a$  の値が小さくなると、スロット化による性能の改善の割合は小さくなる。

(3)  $a$  の値が小さい場合 ( $a < 0.01$  程度) には、1-persistent 方式における衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は、nonpersistent 方式のそれと比べてかなり大きい。逆に、スロット化による性能の改善の割合は小さい。

(4)  $a$  の値が小さい場合 ( $a < 0.01$  程度) には、non-slotted nonpersistent CSMA-CD を用いても、最適なプロトコルの性能に近いものを得ることができる。 $a$  の値が中程度 (およそ  $0.01 < a < 0.5$  の範囲) には、slotted nonpersistent CSMA-CD を用いるのが望ましい。更に、 $a$  の値が 0.5 よりも大きくなると、CSMA-CD では十分に良好な性能を得ることができない。

なお、以上の結論は、本論文で置かれた仮定や前提の下で得られたものであり、これらの仮定や前提が変わると結論が異なることもある。本章は、あくまでも、多元接続プロトコルの定量的な比較についての一つの試みである。従って、今後、より一般的な仮定や前提の下で比較を行うことが必要である。例えば、各局においてメッセージやパケットの待ち行列が形成されることを許容した場合の性能比較も重要である。このことは、全てのプロトコルに対しては必ずしも容易ではないが、文献 [Tasa82a], [Tasa82b] における手法を用いれば取り扱える可能性はある。



## 第 7 章

### 結論

本論文では、情報ネットワークにおける通信プロトコルの性能を、主として確率的フローバランスによる解析手法を用いて統一的に評価し、その有効性を示した。まず OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ、その性能解析を行い、各種パラメータが性能に及ぼす影響について考察した。また、OSI プロトコルのうちデータリンクレイヤに位置する誤り制御方式として、回線のビット誤り率に応じてデータブロック長や連続送信データブロック数を動的に変更する適応型 ARQ 方式を提案し、そのスループット解析及び従来方式との性能比較を行った。更に、ARQ 方式と同様にデータリンクレイヤに位置する多元接続プロトコルの動特性解析を、確率的フローバランスによる解析手法の一つである平衡点解析の手法を用いて共通的に行い、同一条件の下で性能比較を行うことができることを示した。以下にこれらの主な結果を示す。

第 3 章では、JUST-PC 手順の理論解析を行い、最大スループットの評価式を導出し、データブロック長や最大連続送信フレーム数等のパラメータ値の決定方法を明かとした。また、これらのパラメータ、回線のビット誤り率、モデム機能の違い等が最大スループットに及ぼす影響について考察し、以下の結論を得た。

- (3-1) 最大スループットは 3700b/s ~ 4100b/s 程度である。
- (3-2) 最大トランスポートデータ (TDT) ブロック長と最大連続送信フレーム数には最適値が存在する。
- (3-3) 最大 TDT ブロック長の選択はセッションサービスデータユニット (SSDU) 長の選択よりも厳密に行う必要がある。
- (3-4) 最大 TDT ブロック長と SSDU 長の変化に対して、最大スループットが不連続的に変化する。

第 4 章では、回線品質に適応する ARQ 方式として、連続送信データブロック数とデータブロック長を回線品質に応じて動的に変化させる方式を提案し、まず半 2 重回線を使用した GBN 方式と SR 方式に適用し、そのスループット解析を行った。この解析結果から GBN 方式と SR 方式のスループットの評価式を得て、各方式の性能比較を行った。その結果、以下のことが明らかとなった。

- (4-1) 半 2 重適応型 GBN 方式と適応型 SR 方式は、それぞれ GBN 方式、SR 方式において最適な連続送信データブロック数とデータブロック長を静的に選択した場合のスループット特性に極めて近い特性を示す。
- (4-2) 半 2 重適応型 ARQ 方式は、回線品質の変動が予想されたり、回線品質が予想できないような状況において、他方式よりも優れている。

また、全 2 重回線を使用するとした場合の適応型 ARQ 方式の制御方式として、観測期間を設け

て、この観測期間に送信したデータブロックに誤りがあればデータブロック長を小さくし、誤りがなければデータブロック長を大きくする方式を提案した。この方式を SR 方式と GBN 方式に適用して、そのスループット解析を行い、パラメータのスループット特性に及ぼす影響について考察するとともに、同一条件の下で他方式との性能比較を行った。その結果、以下のことが明かとなった。

(4-3) 全 2 重適応型 ARQ 方式は、データブロック長を固定とした方式において最適なデータブロック長を静的に選択した場合のスループット特性に極めて近い特性を示す。

(4-4) 観測期間が大きいほどスループットは大きくなるが、ビット誤り率の時間的変動に対しては、その追従の早さから観測期間の最適な長さが存在する。

(4-5) 全 2 重適応型 ARQ 方式は、半 2 重回線を使用するとした場合と同様に、回線品質の時間的変動が予想されたり、回線品質があらかじめ予想できないような状況において、他方式よりも優れている。

第 5 章では、衛星パケット通信網及び LAN におけるいくつかの多元接続プロトコルの動特性を、確率的フローバランスによる解析手法の一つである平衡点解析の手法を用いて解析するとともに、各種パラメータが性能に及ぼす影響について明らかにし、パラメータ値の決定方法を示した。

#### (a) アロハ形予約方式

アロハ形予約方式に対しフレーム毎に状態が変化するとした近似モデルを構成し、それに平衡点解析の手法を適用して動特性を求めた。その結果、次のことが明かとなった。

(5-1) スループット、平均メッセージ遅延及びシステムの安定性の評価には、理論は十分役に立つ。

(5-2) システムの安定性は、平均メッセージ長にはほとんど依存せず、予約パケットの再送確率とフレーム長によって決定される。

(5-3) システムの安定性は、フレーム長の変化に対しては不連続的に変化する。

これらの解析結果を用いて、システムの安定性を考慮しながら良好な性能が得られるフレーム長や予約パケットの再送確率等の最適な集合を決定できることも示した。

#### (b) TDMA 予約方式

TDMA 予約方式に平衡点解析の手法を適用し、平衡点解析の手法はパケットの衝突がないシステムに対しても適用可能であることを示した。

#### (c) SRUC 方式

SRUC 方式に対して、各局がマルチパケットメッセージを発生するという条件の下で近似モデルを構成し、それに平衡点解析の手法を適用して、その性能を詳細に検討した。その結果、次のことが明らかとなった。

(5-4) アロハ形予約方式と同様に、フレーム長の変化に対して、平均メッセージ遅延が不連続的に変化する。

(5-5) 負荷に応じて最適なフレーム長が存在する。しかし、フレーム長を最適値よりあまり小さくならないように選びさえすれば、その場合の性能と最適なフレーム長を用いた場合の性能との差はわずかとなる。従って、ある程度大きめにフレーム長を選ぶようにすれば、フレーム長の選択に対してそれ程注意を払う必要はない。

以上の結果をもとに、負荷に応じてフレーム長を可変にする V-SRUC 方式を提案し、その性能をシミュレーションによって求めた。その結果、V-SRUC 方式の特性は、SRUC 方式において負荷

に応じて最適なフレーム長を選択したときの性能に非常に近いものとなった。

(d) nonpersistent CSMA-CD 方式

nonpersistent CSMA-CD 方式を用いたシステムの振舞いをマルコフ連鎖で明確にモデル化し、その動特性の解析を行った。また、その解析の特別な場合として、nonpersistent CSMA 方式に対する結果も与えた。更に、これらのプロトコルの性能の比較を行った。その結果、次のことが明らかとなった。

(5-6) チャネルの時間軸がスロット化された状況においては、パケットを発生した（またはレディとなった）小スロットの次の小スロットの開始時点でチャネルの検知を行うのが良い。

(5-7) スループットがかなり小さい領域では nonslotted CSMA-CD、それ以外のスループット領域では slotted CSMA-CD が最も優れた性能を持つ。

(5-8) チャネルの伝搬遅延とパケット長との比  $a$  の値が小さい場合には、スロット化による性能の改善の割合が衝突検出機能の付加によるそれと比べて小さい。一方、 $a$  の値が大きくなると、その関係は逆になる。

(e) 1-persistent CSMA-CD 方式

1-persistent CSMA-CD 及び CSMA の動特性を平衡点解析の手法を用いて解析した。その結果、1-persistent 方式においては、チャネルの伝搬遅延とパケット長との比  $a$  が小さい場合 ( $a < 0.1$  程度) には、衝突検出機能の付加による性能改善の割合が、チャネルのスロット化によるものよりも大きいことが分かった。この特徴は、 $a$  が小さい程強く現れる。同じ特徴は、nonpersistent CSMA 方式においてもある程度見られるが、1-persistent 方式においては、はるかに顕著である。従って、 $a$  の値が小さい場合、1-persistent 方式においてチャネルをスロット化することに、それ程利点はないと言えよう。

(f) BRAM 方式

Fair BRAM に対して、システムをマルコフ連鎖でモデル化し、それに平衡点解析の手法を適用することによって、その性能を求めた。その結果、理論は十分正確であることが分かった。

第6章では、前章で得られた理論式を用いて、メッセージまたはパケットの発生がバースト的な多数の地上局または端末より成る衛星パケット通信網と LAN における各種多元接続プロトコルの性能を、平衡点解析の手法によって比較した。

まず、衛星パケット通信網については、各プロトコルは、パケットを順序通りに受信側に送達しなければならないという条件の下で、スループット・平均メッセージ遅延トレードオフ特性を比較した結果、次の結論が得られた。

(6-1) スループットが極めて大きい領域では、平均メッセージ長の如何にかかわらず TDMA が最適である。

(6-2) 単一パケットメッセージの場合には、小さなスループットではスロット付アロハが最も優れているが、SRUC との差はわずかである。更に、スループットが極めて大きい領域を除いた全領域で、SRUC が最適もしくは極めて最適に近くなる。

(6-3) 平均メッセージ長が3パケット程度よりも大きくなると、TDMA が最適となるような領域を除いた大部分の領域において、アロハ形予約が最適となっており、SRUC-SI が準最適となっている。

(6-4) 情報源の統計的性質が未知、もしくはその時間的変動が予想される場合には、SRUC、特に V-SRUC を用いるのが得策である。

LAN についても、同様にして、次の結論が得られた。

(6-5) スループットが極めて大きい領域では、BRAM が最適である。

(6-6) CSMA 及び CSMA-CD において、 $a$  の値が大きくなると、衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は小さくなる。一方、 $a$  の値が小さくなると、スロット化による性能の改善の割合は小さくなる。

(6-7)  $a$  の値が小さい場合 ( $a < 0.01$  程度) には、1-persistent 方式における衝突検出機能の付加による性能の改善の割合は、nonpersistent 方式のそれと比べてかなり大きい。逆に、スロット化による性能の改善の割合は小さい。

(6-8)  $a$  の値が小さい場合 ( $a < 0.01$  程度) には、nonslotted nonpersistent CSMA-CD を用いても、最適なプロトコルの性能に近いものを得ることができる。 $a$  の値が中程度 (およそ  $0.01 < a < 0.5$  の範囲) には、slotted nonpersistent CSMA-CD を用いるのが望ましい。更に、 $a$  の値が 0.5 よりも大きくなると、CSMA-CD では十分に良好な性能を得ることができない。

以上述べたように、本論文では、まず OSI プロトコルとして JUST-PC 手順を取り上げ、階層化されたプロトコルの解析を行い、JUST-PC 手順の性能を明かとした。次に、OSI プロトコルの性能に大きな影響を有し、OSI 参照モデルのレイヤ 2 に位置する誤り制御方式として、適応形 ARQ 方式を提案し、従来方式との通信も可能としながら、回線品質の見積りによって、従来方式に比べて大きく性能を改善することができるということを定量的に示した。また、衛星パケット通信網及び LAN における多元接続プロトコルを平衡点解析の手法を用いて解析し、その動特性を明かとした。更に、これらの結果を用いれば、同一条件の下で性能比較を行うことができることを示した。本論文における解析・評価は、主として確率的フローバランスを利用した解析手法を用いて統一的に行い、その手法の有効性を示すことができた。

本論文で得られたこれらの結論は、情報ネットワークの構築の際に、プロトコルの選択や各パラメータ値の決定のための指針として用いることができる。

最後に、情報ネットワークは、来るべき高度情報化社会における神経系としてますます重要な役割を演じることになるので、今後も多くの研究が行われるものと思われる。本研究がその発展に寄与すれば幸いである。

## 謝辞

本研究の遂行にあたって学生時代からの永きにわたり懇切なご指導と励ましを頂いている名古屋工業大学の太田正光教授(現学長)と田坂修二助教授に心から感謝し、厚くお礼申し上げます。また、本研究をまとめるにあたり、ご指導と有益なご助言を頂いた名古屋工業大学の畑雅恭教授、鈴木宣夫教授、池田哲夫教授、石井直宏教授に厚く感謝致します。

本研究は、著者がNTT研究所および名古屋工業大学における研究業務の一環として担当したものであり、長年にわたりほぼ一環して同一分野の研究に従事できたのは、一重に上司のご理解の賜物であります。特に本論文をまとめる機会を与えて頂くとともに、ご指導とご鞭撻を頂いたNTT情報通信処理研究所の石野福彌所長、山川修三部長、小柳津育郎プロジェクトリーダー、中野博隆グループリーダー、松下茂彦主幹研究員に深く感謝致します。

最後に、本研究の過程において有益なご助言、ご討論、ご協力を頂いた方々に深く感謝致します。





## 参考文献

- [Abra77] N. Abramson: "The throughput of packet broadcasting channels", IEEE Trans. Commun., COM-25, 1, Jan. 1977, pp.117-128.
- [Anag86] M. E. Anagnostou and E. N. Protonotarios: "Performance analysis of the selective repeat ARQ protocol", IEEE Trans. Commun., COM-34, 2, Feb. 1986, pp.127 - 135.
- [Birr81] N. D. Birrell: "Pre-emptive retransmission for communication over noisy channels", IEE PROC., Vol.128, Pt.F, 6, Nov. 1981, pp.393-400.
- [Bods86] D. Bodson and N. C. Randall: "Analysis of Group 4 Facsimile Throughput", IEEE Trans. Commun., COM-34, 9, Sept. 1986, pp.849-861.
- [Borg78] F. Borgonovo and L. Fratta: "SRUC : A technique for packet transmission on multiple access channels", Proc. ICC, pp.601-607 (1978).
- [Brun86] H. Bruneel and M. Moeneclaey: "On the throughput performance of some continuous ARQ strategies with repeated transmissions", IEEE Trans. Commun., COM-34, 3, Mar. 1986, pp.244-249.
- [Bux 80] W. Bux, K. Kümmerle, and H. L. Truong: "Balanced HDLC Procedures : A Performance Analysis", IEEE Trans. Commun., COM - 28, 11, Nov. 1980, pp.1889 - 1898.
- [Carl75] A. B. Carleial and M. E. Hellman: "Bistable behavior of ALOHA-type systems", IEEE Trans. Commun., COM-23, 4, April 1975, pp.401-410.
- [Chan84] Y. Chang and C. Leung: "On Weldon's ARQ strategy", IEEE Trans. Commun., COM-32, 3, Mar. 1984, pp.297-300.
- [Chla79] I. Chlamtac, W. R. Franta and K. D. Levin: "BRAM : The broadcast recognizing access method", IEEE Trans. Commun., COM-27, 8, Aug. 1979, pp.1183-1190.
- [Chu 78] W. W. Chu and W. E. Naylor: "Measurement and simulation results of C-PODA protocol performance", Proc. NTC, Dec. 1978, pp.4.2.1-4.2.7.
- [Crow73] W. Crowther, R. Rettberg, D. Walden, S. Ornstein and F. Heart: "A system for broadcast communication : reservation-ALOHA", Proc. 6th Hawaii Int. Conf. System Sciences, Jan. 1973, pp.371-374.
- [Fuji80] 藤本正也, 雁部穎一: "通信トラヒック理論", 12 章, p.409, 丸善 (昭 55).
- [Fuku78] 福田明: "アロハ形システムの平衡点による特性解析", 信学論 (B), J61-B, 11, pp.959-966 (昭 53-11).
- [Fuku79] 福田明, 椋本介士: "マルチパケットを持つスロット付アロハシステム", 昭 54 信学情報・システム全大, 284.

- [Fuku81] 福田明, 長谷川裕治: “アクセス権割当形適応多元接続方式 (URN 方式) を用いたパケット交換網に関する考察”, 信学論 (B), J64-B, 10, pp.1099-1106 (昭 56-10).
- [Fuku83a] A. Fukuda and S. Tasaka: “The equilibrium point analysis – A unified analytic tool for packet broadcast networks”, Conf. Rec. IEEE GLOBECOM’83, San Diego, CA, pp.1133-1140, Nov. 1983.
- [Fuku83b] 福田明, 田坂修二: “確率的フローシステムと平衡点解析”, 信学会誌, 66, 12, pp.1228-1233 (昭 58-12).
- [Fuku87] 福田日出男: “JUST-PC 通信アダプタ”, 日経バイト, pp.151-155, 1987.6.
- [Furu80a] 古川一憲, 田坂修二: “フレーム付アロハチャネルと FADRA 方式の平衡点解析”, 信学技報, CS79-229 (1980-02).
- [Furu80b] 古川一憲, 田坂修二: “FADRA 衛星パケット通信システムの動特性”, 信学論 (B), J63-B, 11, pp. 1150 - 1151 (昭 55-11).
- [Iida81] 飯田, 石塚, 安田, 尾上: “優先権機能を有するランダムアクセスパケット交換構内計算機網”, 情報処理論文誌, 22, 3, pp.233-241 (1981-05).
- [Iida82] 飯田一朗, 安田靖彦: “CSMA/CD 方式と再送制御アルゴリズムの性能評価”, 情報理論とその応用研究会第 5 回研究討論会資料, pp.505-512 (昭 57-10).
- [Iisa82] 飯作俊一, 羽鳥孝三: “ARQ プロトコルの性能解析”, 信学論 (B), J65-B, 4, pp. 351 - 358 (昭 57-04).
- [Ishi81] 石橋豊, 田坂修二: “集団到着待ち行列モデルによるアロハ形予約方式の動特性解析”, 昭 56 信学情報・システム部門全大 346.
- [Ishi82a] 石橋豊, 田坂修二: “SRUC 衛星パケット通信網の特性解析”, 信学技報, SE81-87 (1982-01).
- [Ishi82b] 石橋豊, 田坂修二: “TDMA 予約チャネルを用いた予約方式衛星パケット通信網の平衡点解析”, 昭 57 信学総全大 1576.
- [Ishi82c] 石橋豊, 田坂修二: “TDMA 予約チャネルを用いた予約方式衛星パケット通信網の平衡点解析”, 信学論 (B), J65-B, 5, pp.668-669 (昭 57-5).
- [Ishi82d] 石橋豊, 田坂修二: “衝突後予約移行形 (SRUC) 衛星パケット通信網の特性評価”, 信学論 (B), J65-B, 9, pp.1077-1084 (昭 57-9).
- [Ishi82e] 石橋豊, 田坂修二: “ローカルネットワークにおけるキャリアセンス形多元接続プロトコルの平衡点解析”, 信学技報, SE82-69 (1982-10).
- [Ishi83a] 石橋豊, 田坂修二: “1-persistent CSMA-CD プロトコルの特性解析”, 昭 58 信学総全大, 1667.
- [Ishi83b] 石橋豊, 田坂修二: “1-persistent CSMA-CD プロトコルの平衡点解析”, 信学技報, CS83-35 (1983-05).
- [Ishi83c] 石橋豊, 田坂修二: “CSMA 及び CSMA-CD プロトコルの特性評価”, 信学論 (B), J66-B, 9, pp.1123 - 1130 (昭 58-9).
- [Ishi84] 石橋豊, 岩淵明, 島津芳広: “メッセージ通信処理システムにおける通信制御プログラム構成法の検討”, 昭 59 信学通信部門全大 335.
- [Ishi85a] 石橋豊, 岩淵明, 日比野和久: “プロトコルの自動試験手法の検討”, 昭 60 信学総全大 1940.

- [Ishi85b] 石橋豊, 渡辺徹, 島津芳広: “メッセージ通信システム構成法の検討”, 信学技報, IN84-120 (1985-3).
- [Ishi85c] 石橋豊, 岩渕明, 島津芳広: “無手順パソコンによるビットオリエンティドプロトコルのサポート方式の一検討”, 昭 60 信学部門全大 490.
- [Ishi87] 石橋豊, 岩渕明: “半 2 重 HDLC 手順制御方式の性能評価”, 情報処理学会第 35 回全国大会, 5V-4, 昭和 62 年 9 月.
- [Ishi88] 石橋豊, 岩渕明: “適応型 ARQ 方式のスループット解析”, 信学論 (B), J71-B, 6, pp.698-707 (昭 63-06).
- [Ishi89a] Y. Ishibashi and A. Iwabuchi: “Performance evaluation of adaptive ARQ schemes over half-duplex transmission line”, INFOCOM'89, pp.564-573, April 1989.
- [Ishi89b] 石橋豊: “全 2 重適応型 ARQ 方式と特性評価”, 信学論 (B-I), J72-B-I, 6, pp.476-485 (平 1-06).
- [Ishi89c] 石橋豊: “JUST-PC 手順のスループット特性”, 信学技報, IN89-24 (1989-06).
- [Ishi89d] 石橋豊: “JUST-PC 手順のスループット特性”, 信学論 (D-I), J73-D-I, 4, pp.432-439 (平 2-04).
- [Ishi89e] 石橋豊: “パソコン通信と JUST-PC”, 名古屋工業会誌 (とぎそ), No.248, pp.6-12 (1990-02).
- [Jaco78] I. M. Jacobs, R. Binder and E. V. Hoversten: “General purpose packet satellite networks”, Proc. IEEE, 66, 11, pp.1448-1467 (Nov.1978).
- [Jenq80] Y. C. Jenq: “On the stability of slotted ALOHA systems”, IEEE Trans. Commun., COM-28, 11, Nov. 1980, pp.1936-1939.
- [Konh80] A. G. Konheim: “A queueing analysis of two ARQ protocols”, IEEE Trans. Commun., COM-28, 7, July 1980, pp.1004-1014.
- [Klei75a] L. Kleinrock and S. S. Lam: “Packet switching in a multiaccess broadcast channel : performance evaluation”, IEEE Trans. Commun., COM-23, 4, April 1975, pp.410-423.
- [Klei75b] L. Kleinrock and F. A. Tobagi: “Packet switching in radio channels : Part I - Carrier sense multiple-access modes and their throughput - delay characteristics”, IEEE Trans. Commun., COM-23, 12, Dec. 1975, pp.1400-1416.
- [Klei76] L. Kleinrock: “Queueing Systems, Vol.II”, Chap.5, Wiley-Interscience (1976).
- [Klei78] L. Kleinrock and Y. Yemini: “An optimal adaptive scheme for multiple access broadcast communication”, Proc. ICC, pp.7.2.1-7.2.5 (1978).
- [Klei80] L. Kleinrock and M. O. Scholl: “Packet switching in radio channels : New conflict-free multiple access schemes”, IEEE Trans. Commun., COM-28, 7, July 1980, pp.1015-1029.
- [Lam 77] S. S. Lam: “Delay analysis of a time division multiple access (TDMA) channel”, IEEE Trans. Commun., COM-25, 12, Dec.1977, pp.1489-1494.
- [Lam 79] S. S. Lam: “Satellite packet communication - multiple access protocols and performance”, IEEE Trans. Commun., COM-27, 10, Oct.1979, pp.1456-1466.

- [Lam 80a] S. S. Lam: "Packet broadcast networks – A performance analysis of the R-ALOHA protocol", IEEE Trans. Comput., C-29, 7, July 1980, pp.596–603.
- [Lam 80b] S. S. Lam: "A carrier sense multiple access protocol for local networks", Computer Networks, 4, pp.21–32 (1980).
- [Lin 80] S. Lin and P. S. Yu: "An effective error control scheme for satellite communications", IEEE Trans. Commun., COM-28, 3, Mar. 1980, pp.395–401.
- [Lin 82] S. Lin and P. S. Yu: "A hybrid ARQ scheme with parity retransmission for error control of satellite channels", IEEE Trans. Commun., COM-30, 7, July 1982, pp.1701–1719.
- [Metc76] R. M. Metcalfe and D. R. Boggs: "Ethernet : Distributed packet switching for local computer networks", Commun. ACM, 19, 7, July 1976, pp.359–403.
- [Mill81] M. J. Miller and S. Lin: "The analysis of some selective-repeat ARQ schemes with finite receiver buffer", IEEE Trans. Commun., COM – 29, 9, Sep. 1981, pp.1307 – 1315.
- [Mitt81] K. K. Mittal and A. N. Venetsanopoulos: "On the dynamic control of the URN scheme for multiple access broadcast communication systems", IEEE Trans. Commun., COM-29, 7, July 1981, pp.962–970.
- [Miya81] 宮原秀夫, 長谷川利治: "衛星回線における多重アクセス方式", 信学会誌, 64, 3, pp.265–269 (昭 56–03).
- [Moen84] M. Moeneclaey and H. Bruneel: "Efficient ARQ scheme for high error rate channels", Electron. Lett. 8th Nov. 1984, Vol.20, No.23, pp.986–987.
- [Morr78] J. M. Morris: "On another go-back-N ARQ technique for high error rate conditions", IEEE Trans. Commun., COM-26, 1, Jan. 1978, pp.187–189.
- [Morr79] J. M. Morris: "Optimal blocklengths for ARQ error control schemes", IEEE Trans. Commun., COM-27, 2, Feb. 1979, pp.488–493.
- [Muku80] 椋本介士, 福田明: "CSMA 方式による無線パケット通信システムの安定性と制御", 信学論 (B), J63-B, 12, pp.1240–1247 (昭 55–12).
- [Naka87] M. Nakamura, M. Uchida and K. Uchida: "PC communication network system based on MHS", ICC, Seattle 1987, pp.11.3.1–11.3.3.
- [Nomu83] 野村欣史, 岡田博美, 中西義郎: "ETHER 形ネットワークの解析", 信学技報, IN82-42 (1983-01).
- [Ono 80] K. Ono: "The performance tradeoffs of periodic reservation satellite channels for packet switching multi-access system", Trans.IECE Japan, E63, 2, pp.104–111 (Feb. 1980).
- [Paso87] パソコン通信相互接続連絡会: "JUST-PC 技術開発ガイド" 日経マグローヒル社 (昭 62).
- [Reis85] M. Reiser: "Communication-system models embedded in the OSI-reference model, a survey", eds. T. Hasegawa, H. Takagi and Y. Takahashi, Proc. International Seminar of Computer Networking and Performance Evaluation, 3-1, pp.85–111 (Sept. 1985).
- [Robe73] L. G. Roberts: "Dynamic allocation of satellite capacity through packet reservation", NCC, AFIPS Conf. Proc., 45, pp.711–716 (1973).

- [Rubi79a] I. Rubin: "Message delays in FDMA and TDMA communication channels", IEEE Trans. Commun., COM-27, 5, May 1979, pp.769-777.
- [Rubi79b] I. Rubin: "Access - control disciplines for multi-access communication channels : Reservation and TDMA schemes", IEEE Trans. Inform. Theory, IT-25, 5, Sept. 1979, pp.516-536.
- [Sait79] 斉藤忠夫, 袴田英則: "衛星データ通信における順次予約方式", 信学論 (D), J62-D, 3, pp.169-176 (昭 54-03).
- [Sast75] A. R. K. Sastry: "Improving automatic repeat-request (ARQ) performance on satellite channels under high error rate conditions", IEEE Trans. Commun., COM-23, 4, Apr. 1975, pp.436-439.
- [Schw87] M. Schwartz: "Telecommunication networks : Protocols, modeling and analysis", Addison-Wesley Publishing Company, Reading, MA, 1987.
- [Shac82] N. Shacham and V. B. Hunt: "Performance evaluation of the CSMA/CD (1-persistent) channel-access protocol in common-channel local network", in LOCAL COMPUTER NETWORKS (Proc. IFIP TC6 Int. In-Depth Sympo. Local Comput. Net., Italy) edited by P. Ravasio et al, North-Holland, pp.401-414 (1982).
- [Suda80] 須田達也, 宮原秀夫, 長谷川利治: "衛星通信回線における競合予約アクセス方式の性能評価", 信学技報, CS80-162 (1980-12).
- [Taka80] 高橋, 柿沼, 内田, 伊藤, 松本, 大橋: "CS 利用コンピュータ・ネットワーク実験システムの概要", 昭 55 信学通信全大, 529.
- [Tama82] 田丸喜一郎, 所真理雄: "CSMA-CD 方式における各種衝突制御方式とアクノレッジ方式の性能解析", 信学論 (D), J65-D, 5, pp.527-534 (昭 57-05).
- [Tasa80a] 田坂修二: "予約アロハシステムの動特性", 信学論 (B), J63-B, 6, pp.566-573 (昭 55-06).
- [Tasa80b] 田坂修二: "予約アロハパケット通信システムの特性解析", 情報理論とその応用研究会第 3 回研究討論会資料, pp.423-432 (昭 55-11).
- [Tasa80c] 田坂修二, 古川一憲: "マルチパケットメッセージを持つアロハ形衛星パケット通信網の特性解析", 信学論 (B), J63-B, 12, pp.1177-1184 (昭 55-12).
- [Tasa81a] 田坂修二, 石橋豊: "アロハ形予約チャネルを持つ予約方式衛星パケット通信網の動特性", 昭 56 信学総全大 1594.
- [Tasa81b] 田坂修二, 石橋豊: "アロハ形予約チャネルを持つ予約方式衛星パケット通信網の動特性", 信学技報, CS 80-222 (1981-02).
- [Tasa81c] 田坂修二, 石橋豊: "アロハ形予約チャネルを用いた予約方式衛星パケット通信網の動特性", 信学論 (B), J64-B, 11, pp.1165-1172 (昭 56-11).
- [Tasa82a] 田坂修二, 古川一憲: "バッファリング機能を持つアロハ形衛星パケット通信網", 信学論 (B), J65-B, 1, pp.62-69 (昭 57-01).
- [Tasa82b] 田坂修二, 藤原誠司: "バッファ監視によるアロハ形衛星パケット通信網の適応制御", 信学論 (B), J65-B, 5, pp.593-600 (昭 57-05).
- [Tasa82c] 田坂修二, 石橋豊: "衛星パケット通信網における多元接続プロトコルの特性比較", 文部省科研費総合研究 (A), 学術コンピュータ会議の網構成ならびに端末機能に関する総合的研究, 第 5 回 C.C.Net 研究会資料 (昭 57-07).

- [Tasa82d] 田坂修二, 石橋豊: “衛星パケット通信網における多元接続プロトコルの特性比較”, 信学技報, SE82-70 (1982-10).
- [Tasa82e] S. Tasaka and Y. Ishibashi: “Stability and performance of a packet reservation system for satellite broadcast channels”, in Conf. Rec. IEEE GLOBECOM'82, Miami, FL, Nov. 1982, pp.35-42.
- [Tasa84] S. Tasaka and Y. Ishibashi: “A reservation protocol for satellite packet communication – A performance analysis and stability considerations”, IEEE Trans. Commun., COM-32, 8, Aug. 1983, pp.920-927.
- [Tasa85] S. Tasaka and Y. Ishibashi: “Performance analysis of fair BRAM protocol”, Trans. IECE Japan, E68, pp.653-656 (Oct. 1985).
- [Tasa86] S. Tasaka: “Performance analysis of multiple access protocols”, MIT Press (1986).
- [Toba77] F. A. Tobagi and L. Kleinrock: “Packet switching in radio channels : Part IV – Stability considerations and dynamic control in carrier sense multiple access”, IEEE Trans. Commun., COM-25, 10, Oct. 1977, pp.1103-1119.
- [Toba80a] F. A. Tobagi: “Multiaccess protocols in packet communication systems”, IEEE Trans. Commun., COM-28, 4, Apr. 1980, pp.468-488.
- [Toba80b] F. A. Tobagi and V. B. Hunt: “Performance analysis of carrier sense multiple access with collision detection”, Computer Networks, 4, pp.245-259 (1980).
- [Toko82a] 所真理雄, 田丸喜一郎: “ローカルコンピュータネットワーク [I]”, 信学誌, 65, 5, pp.506-513 (昭 57-05).
- [Toko82b] 所真理雄, 田丸喜一郎: “ローカルコンピュータネットワーク [II・完]”, 信学誌, 65, 6, pp.624-628 (昭 57-06).
- [Tows79a] D. Towsley and J. K. Wolf: “On the statistical analysis of queue lengths and waiting times for statistical multiplexers with ARQ retransmissionschemes”, IEEE Trans. Commun., COM-27, 4, Apr. 1979, pp.693-702.
- [Tows79b] D. Towsley: “The stutter go back-N ARQ protocol”, IEEE Trans. Commun., COM-27, 6, Jun. 1979, pp.869-875.
- [Wata85] 渡辺徹, 島津芳広, 石橋豊: “MHS テレテックスアクセスプロトコルの評価”, 昭 60 信学情報・システム部門全大 491.
- [Weld82] E. J. Weldon: “An improved selective-repeat ARQ strategy”, IEEE Trans. Commun., COM-30, 3, Mar. 1982, pp.480-486.
- [Yama86] 山田剛: “JUST-PC 推奨通信方式に準拠したマルチメディアステーションの有用性に関する研究”, 情報学マイクロコンピュータ研報, 41-1, 1986. 9. 27.
- [Yu 81] P. S. Yu and S. Lin: “An efficient selective-repeat ARQ scheme for satellite channels and its throughput analysis”, IEEE Trans. Commun., COM-29, 3, Mar. 1981, pp.353-363.
- [Yuse83] 郵政省告示第八百八十九号: “日本語テレテックス装置推奨通信方式” (昭 58.11.12).
- [Yuse84] 郵政省告示第九百七十一号: “パーソナルコンピュータ通信装置推奨通信方式” (昭 59.12.26).
- [Yuse87] 郵政省告示第八百八十七号: “電子メール通信端末アクセス推奨通信方式” (昭 62).