

マルチメディア通信に適した高効率な
交換システム及び端末の移動性に対応
した網制御法に関する研究

平成 15 年度

萬代 雅希

目次

あらかし	1
第1章 緒論	3
1.1 研究の背景	3
1.2 ATM	6
1.3 WDM	11
1.4 Mobile IP	16
1.5 本研究の位置付け	20
第2章 二つの Speedup Factor を用いた入出力バッファ型 ATM 交換機の特 性解析	29
2.1 はじめに	29
2.2 システムモデル	30
2.2.1 入力側の動作	31
2.2.2 出力側の動作	32
2.3 理論解析	34
2.3.1 平均系内時間特性	34
2.3.2 セル棄却率特性	38
2.4 特性評価	39
2.5 第2章のまとめ	47
第3章 マルチキャストパケット混在トラヒックでのシングルホップ光ネット	

ワークにおけるチャンネル予約プロトコルの特性解析	50
3.1 はじめに	50
3.2 マルチキャストパケット混在トラヒックに有効な SURP 方式の提案	53
3.2.1 修正 SURP 方式	55
3.2.2 提案 SURP 方式	57
3.3 特性解析	61
3.4 特性評価	71
3.5 第 3 章のまとめ	78
第 4 章 Mobile IP における位置情報を用いた低レイテンシなハンドオフ方式	82
4.1 はじめに	82
4.2 従来方式	84
4.2.1 ネットワーク構成	84
4.2.2 移動端末の登録	85
4.2.3 NeighborCasting 方式	86
4.2.4 FASTMIP 方式	87
4.3 提案方式	88
4.3.1 MN の位置情報の FA への通知	89
4.3.2 周辺 FA のアドレスおよび位置情報の記録	89
4.3.3 移動先 FA へのパケット転送	90
4.3.4 移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔の短縮	91
4.3.5 移動端末の位置情報が取得できない場合の動作	94
4.3.6 従来 of 諸方式との比較	95
4.4 特性解析	96
4.5 特性評価	98
4.5.1 無線チャンネルにおけるオーバーヘッド特性	100
4.5.2 有線ネットワークにおけるオーバーヘッド特性	102

4.5.3	平均ハンドオフレイテンシ特性	103
4.5.4	2FA モデルにおける特性	105
4.5.5	FA の状態変化を考慮した場合における特性	107
4.5.6	スケーラビリティに関する考察	110
4.6	第4章のまとめ	112
第5章 結論		116
本研究に関する参考資料		118
謝辞		126

目 次

1.1	ATM スイッチの種類	8
1.2	WDM を用いた交換システム	11
1.3	Mobile IP の基本動作	16
1.4	Mobile IP におけるカプセル化	17
1.5	本研究の位置付け	20
2.1	二つの Speedup Factor を用いた $N \times N$ 入出力バッファ型 ATM 交換機	31
2.2	出力側において、二つの Speedup Factor $C_1, C_2 (C_1 > C_2)$ が適用される様子	32
2.3	入力負荷に対する平均系内時間特性	39
2.4	入力負荷に対するセル棄却率特性	40
2.5	しきい値 S に対する平均系内時間の関係	41
2.6	しきい値 S に対するセル棄却率の関係	42
2.7	入力負荷に対する C_2 が適用される確率の関係	43
2.8	出力バッファサイズが比較的大きい場合の平均系内時間特性	44
2.9	出力バッファサイズが比較的大きい場合のセル棄却率特性	45
2.10	バーストラヒックにおける平均系内時間特性	46
2.11	バーストラヒックにおけるセル棄却率特性	47
3.1	シングルホップ光ネットワークの構成	54
3.2	修正 SURP 方式におけるチャネル予約手順	55
3.3	モデル 1 とモデル 2	55

3.4	提案 SURP 方式におけるチャンネル予約手順のフローチャート	58
3.5	提案 SURP 方式におけるチャンネル予約手順	59
3.6	モデル1におけるユニキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図	65
3.7	モデル1におけるマルチキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図	67
3.8	モデル2におけるマルチキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図	70
3.9	モデル2におけるユニキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図	70
3.10	修正 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラヒックでのスループット特性	71
3.11	提案 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラヒックでのスループット特性	72
3.12	修正 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラヒックでの遅延特性	73
3.13	提案 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラヒックでの遅延特性	74
3.14	ユニキャスト率に対するスループット特性	77
3.15	ユニキャスト率に対する遅延特性	78
4.1	Mobile IP のネットワーク構成図	85
4.2	NeighborCasting 方式におけるハンドオフの手順	86
4.3	提案方式 ($n = 2$) におけるハンドオフの手順	92
4.4	単純な 2FA モデル	97
4.5	ハンドオフ時の FA2 の ADV メッセージ送信間隔	97
4.6	シミュレーションにおけるネットワークトポロジ	99
4.7	無線チャンネルにおけるオーバーヘッド特性	101
4.8	有線ネットワークにおけるオーバーヘッド特性	102

4.9	平均ハンドオフレイテンシ特性	103
4.10	2FA モデルでのハンドオフレイテンシ特性	106
4.11	2FA モデルでのオーバーヘッド特性	107
4.12	FA の状態変化を考慮した場合の無線チャネルのオーバーヘッド特性 .	108
4.13	FA の状態変化を考慮した場合の平均ハンドオフレイテンシ特性 . . .	109
4.14	FA の状態変化を考慮した場合の平均ハンドオフレイテンシ特性 . . .	112
4.15	移動端末数を変化させた時の無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性	113

表 目 次

1.1	既存技術の課題と本研究の効果	22
4.1	従来の諸方式との比較	95
4.2	MN のシミュレーションパラメータ	100
4.3	提案方式における移動先 FA の推定成功率	105
4.4	FA の状態変化を考慮した場合の周辺 FA の推定成功率	110

あらまし

モバイルインターネット技術が進展する中、端末の移動を考慮した環境下で、ネットワークの大容量化、高速化および厳しい通信要求品質に対応する必要性が高まっている。ユーザのトラヒックは、確実性の要求されるデータや、即時性の要求される動画像のように、満たすべき要求品質が異なる。確実性の要求されるデータの場合、上位層での再送処理を行うため、交換システムにおける情報損失や遅延がスループットを劣化させる。また、上位層にて再送処理を行わないリアルタイムトラヒックの場合、ネットワークにおける情報損失がそのまま通信品質に影響するため、交換システムの高効率化だけでなく、端末の移動によるハンドオフ期間中の情報損失を低減することは重要な研究課題である。本研究では、端末の移動性を考慮したマルチメディア通信ネットワークを実現するために、非同期転送モード (ATM: Asynchronous Transfer Mode) 及び波長分割多重 (WDM: Wavelength Division Multiplexing) を用いた交換システムと Mobile IP (Mobile Internet Protocol) を用いた網制御法を提案し、理論解析と計算機シミュレーションにより、その有効性を示している。以下に具体的内容を示す。第1章は序論であり、研究背景や目的について簡単に述べている。第2章は入出力バッファ型 ATM スイッチにおいて低セル棄却率及び低システム遅延を達成可能なスイッチ構成法について述べている。入出力バッファ型スイッチにおいては、複数のセルが同一の出力ポートを目指す HOL (Head of Line) ブロッキングによりセル棄却率特性が劣化してしまう。本章では低セル棄却率及び低システム遅延を達成するために、出力待ち行列長に設けたしきい値により、競合時に同時に同じ出力に送ることのできるセル数 (Speedup Factor) を二つ用いた入出力バッ

ファ型 ATM スイッチを提案し，計算機シミュレーション及び理論解析結果より，提案スイッチが遅延特性をほとんど劣化させずにセル棄却率特性を改善できることを示す．第 3 章ではマルチキャストトラヒックにおいて高スループット及び低システム遅延を達成可能な WDM を用いた交換システムにおけるチャンネル割り当てプロトコルについて述べている．目的アドレスの重複が頻発するマルチキャストトラヒック環境下では，スループット及びシステム遅延特性が劣化してしまう．本章では高スループット及び低システム遅延を達成するために，目的アドレスの重複したユーザに対して優先制御を施すチャンネル割り当て方式を提案し，計算機シミュレーション及び理論解析結果より，提案方式がスループット及びシステム遅延特性を改善できることを示す．第 4 章では Mobile IP において低ハンドオフレイテンシを達成可能な網制御法について述べている．端末が移動しながらインターネットにアクセスする環境下で再送処理の許容されないリアルタイムトラヒックを扱う場合，ハンドオフレイテンシ特性の劣化を防ぐことは重要な課題である．本章では低ハンドオフレイテンシ特性を実現するために，移動端末の位置情報を用いた新たな網制御法を提案し，計算機シミュレーション及び理論解析結果より，提案方式が有線及び無線チャンネルのオーバーヘッドの増加を抑えつつハンドオフレイテンシ特性を改善できることを示す．第 5 章は結論であり，本研究で得られた結果を総括している．

第1章

緒論

1.1 研究の背景

パケット交換ネットワークはインターネットの前身である ARPANET に始まった。ARPANET は、1969 年にアメリカ国防総省高等研究計画局 (ARPA:Advanced Research Project Agency) により米国の四つの組織の計算機を結んだものである。当初の主要なアプリケーションは遠隔端末やファイル転送であった。1980 年代になると、多くの企業に LAN(Local Area Network) が構築された。LAN においては、ファイルやプリンタの共有や電子メールといったアプリケーションが用いられるため、バースト的に発生するトラフィックに適したパケット交換ネットワークが採用された。LAN が発展すると、LAN 同士を相互に接続する技術として、ARPANET を基礎としたインターネット技術が用いられるようになった。その後、1989 年のハイパーメディアシステム (WWW:World Wide Web) の登場後、一般家庭からもインターネットに接続する端末が増加し、2003 年 1 月において、インターネットに接続するホスト数は 1 億 8 千万に達している [1]。一方、インターネット接続方法の広帯域化及び多様化が著しく進行している。2003 年 9 月末の統計では、日本の DSL(Digital Subscriber Line) 回線加入者数が 920 万に達し、また、i モードに代表される移動端末からのインターネット接続サービスの加入者数は 6,600 万に達している [2]。さらに、アプリケーション技術も大きく進展し、ファイル転送、電子メール、Web ブラウジング等から、インターネット電話 (VoIP:Voice over Internet Protocol)、テレビ電話、ストリーミング等の音声や動画像を含むマルチメディア情報の転送が要求されるように

なった。

アプリケーションの要求する通信品質 (QoS:Quality of Service) は様々であるが、次の三つに大別できる [3]。

1. 対話型リアルタイム通信
2. 片方向リアルタイム通信
3. データ損失が許容されない通信

1. の例として、VoIP やテレビ電話が挙げられる。VoIP の場合、自分の話した言葉に対する相手の反応が 100 ミリ秒以内であることが要求される。従って、ネットワークはリアルタイムに発生するデータを、一定時間内にかつ確実に届ける必要がある。2. の例として、ストリーミングが挙げられる。この場合、データが届きさえすれば、受信側でデータをバッファリングすることで、遅延やデータ到着時間のばらつきに対応できるため、対話型リアルタイム通信と比較して、要求される遅延特性は厳しくない。また 3. の例として、遠隔端末、電子メール、ファイル転送、Web ブラウジングが挙げられる。これらの場合、遅延に対する要求には厳しくないが、誤りなく情報を届ける必要がある。また、近年のネットワーク上のトラフィック量の急激な増加を鑑みると、ネットワークでの遅延は小さいことが好ましい。以上より、マルチメディア通信ネットワークにおいて、データ損失を低減すること及び遅延を小さくすることが重要である。

通信ネットワークは伝送路、交換システム、端末から構成される。また、通信ネットワークはバックボーン系、アクセス系、LAN というように複数のネットワークの集合体である。通信ネットワークにおけるデータ損失や遅延は、主として伝送路または交換システムにおいて発生する。近年では、既にバックボーンネットワークにはほとんど光ファイバが敷設されており、今後は、FTTH (Fiber To The Home) といったアクセス系や LAN においても光ファイバが普及することが予想されるように、光ファイバ等のデバイス技術や無線技術が大幅に進展したことで、伝送路より

も交換システムにおけるデータ損失及び遅延が通信品質に与える影響が支配的であると考えられる。

バックボーンネットワークにおいては、大容量の交換システムが要求される。非同期転送モード (ATM:Asynchronous Transfer Mode) 技術は、様々なメディア情報を一元的に扱うことを目指した広帯域サービス統合デジタル網 (B-ISDN:Broadband Integrated Services Digital Network) を実現する技術として登場した [4]。ATM 技術は、回線交換と同様に、通信開始時にセルの転送経路を決め、情報をセルと呼ばれる固定長のデジタルブロックに分割し、交換ノードでハードウェア処理を行うことで、高速な交換システムを実現するものである。また、伝送速度はセル送定の頻度を変えることにより可変にできるため、マルチメディア通信に必要な様々な要求品質の情報を一つのインターフェイスで提供することが可能になる。近年では、ATM 技術の概念はトラフィックエンジニアリングや VPN (Virtual Private Network) といった広範な応用範囲を有する MPLS (Multiprotocol Label Switching) 等にも応用され、現在では、インターネットの急激な普及に伴い、ATM 技術を応用した交換システムは、大容量かつユーザからの様々な要求品質に対応可能なバックボーンネットワークを実現するための重要な要素技術であると考えられている。

また、LAN に関して、光技術を用いた大容量かつ高速なネットワークシステムの構築を目指した研究開発が進められている。中でも、波長分割多重 (WDM: Wavelength Division Multiplexing) 技術を適用したネットワークシステムは、光ファイバの広帯域を複数の波長によるチャンネルに分割することで、大容量の通信を実現可能にする [5]。WDM 技術は利用する波長間隔により DWDM (Dense WDM) と CWDM (Coarse WDM) に分類される。コスト性を意識した CWDM を用いたシングルホップネットワークは、波長数に制限はあるが、光ファイバの大容量を活用可能な LAN システムを構築する有力な方式として注目されている。

一方、アクセスネットワークにおいては、無線技術を用いた移動端末からのインターネットアクセスの要求が高まっている。近年、各層において端末の移動性への対

応を目指した研究開発が行われている。物理層においては、直交周波数分割多重方式 (OFDM: Orthogonal Frequency Division Multiplexing) や UWB (Ultrawideband) といった無線インターフェイス技術やアンテナ技術、信号処理技術が盛んに研究されている。また、リンク層においても IEEE 802.11 といったメディアアクセス制御方式の効率化が進められている。Mobile IP は、ネットワーク層で端末の移動性に対応することを目指して提案され、IETF (Internet Engineering Task Force) において標準化が進められている [6]。Mobile IP は、端末が移動しても常に同じ IP アドレスの使用を可能にするものであり、今後、一つの移動端末が、携帯電話、PHS (Personal Handyphone System)、無線 LAN、Bluetooth 等の複数の無線インターフェイスを有する場合においても、異なったアクセスネットワーク間でのハンドオフを実現するべく研究開発が進められている。

端末の移動性を考慮したマルチメディア通信ネットワークを実現するためには、バックボーン系、アクセス系、LAN のそれぞれのネットワークにおいて、データ損失及び遅延特性を低減する必要がある。バックボーンネットワークでは、ATM スイッチにおいて、バッファあふれにより発生するセル棄却及びバッファにおける待ち時間を小さくすることが重要になる。また、LAN においては、WDM 技術を用いた交換システムにおいて、効率よく波長チャネルを割り当てることでスループットを向上し、遅延特性を小さくすることが重要になる。さらに、アクセスネットワークでは、端末の移動性に対応した網制御方式が求められており、端末が常に一つの IP アドレスを使用する Mobile IP において、制御トラヒック量を増大させることなく、データ損失を引き起こすハンドオフレイテンシ特性を小さくする網制御法を見出すことが重要な研究課題である。

1.2 ATM

ATM 交換は回線交換とパケット交換の両方の利点を有する交換方式である。回線交換とは電話網で採用されている方式であり、通信開始時に 1 本の通信回線を設定

し、通信終了までその回線を占有して使用するものである。回線交換では、通信回線ごとに伝送速度が固定的に決められているため、様々な速度のサービスを同一回線では実現できない、データ通信のような間欠的なサービスでは回線の使用効率が悪い、同時に複数の相手と通信できない等の問題がある。それに対し、パケット交換では、情報をパケットに分割し、間欠的にパケットを送信するため、回線交換より良好な回線使用効率を実現可能である。パケット交換においては、各パケットの先頭部にヘッダと呼ばれる宛先などの制御情報を付加し、交換ノードはその制御情報を参照し、パケットを目的地まで転送する。しかし、交換ノードにおける交換制御はソフトウェア的処理を必要とし、パケットごとに行われるため、その処理能力には限界がある。これらに対し ATM 交換は、回線交換と同様に、通信開始時にセルの転送経路を決めることで、交換ノードでの転送をハードウェア処理によって行うことができ、高速な交換処理を行うことができる。また、伝送速度はセル送定の頻度を変えることにより可変にできるという利点を有する。以上より、ATM は通信速度の異なる情報を高速で転送できるため、マルチメディア通信を行うバックボーンネットワークへの利用に適している。ATM ネットワークの構築例としては、NTT ドコモによる第 3 世代携帯電話システムにおけるバックボーンネットワークが挙げられる。また、いくつかのサービスプロバイダ (ISP:Internet Service Provider) は、NTT の局舎と家庭の非対称デジタル加入者線 (ADSL:Asymmetric Digital Subscriber Line) モデムを結ぶ回線において、ATM 技術を適用している。

ATM 技術は IP ルータにも応用されている。1990 年代中頃、パケットのヘッダ処理をソフトウェア的に行うことがボトルネックになり交換処理の高速化が困難であった IP ルータに ATM 技術を適用することで高速化を図る IP ルータが開発された。代表的なものとして、Ipsilon Networks の IP スイッチ、Cisco Systems のタグスイッチ、東芝のセルスイッチルータ (CSR:Cell Switch Router) が挙げられる。これらの IP ルータでは、最初に到着したセルをソフトウェア的に処理し、その宛先 IP アドレスをラベルにマッピングし、以降のセルはラベル情報を参照して、ハードウェア

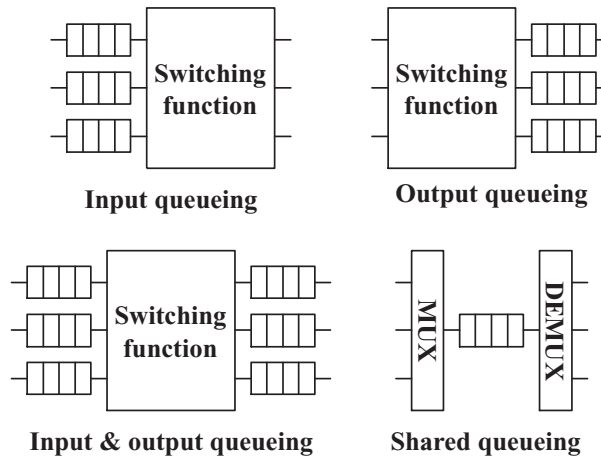


図 1.1: ATM スイッチの種類

的なスイッチングを行うことで交換処理の高速化を図るものである。このラベルスイッチングの概念は MPLS 技術の基礎となった。

ATM 交換では、固定長のセルをハードウェア的に転送する ATM スイッチが主要構成要素である。これまでに、大容量 ATM スイッチに関する研究が盛んに行われている [7]-[22]。ATM スイッチには、非同期に転送されるセル同士の衝突を回避するための、競合制御機能やバッファリング機能が必要不可欠であり、バッファを配置する位置により、入力バッファ型 [17]-[19]、出力バッファ型 [17],[19],[21]、入出力バッファ型 [7],[20]、共有バッファ型 [22] の 4 種類に大別される。図 1.1 に様々な ATM スイッチの種類を示す。それぞれのタイプの特徴は以下の通りである。

(1) 入力バッファ型 (ATM スイッチの入力側にバッファを配置)

- スイッチ構成が単純で拡張性に優れる
- スループット特性は良くない

(2) 出力バッファ型 (ATM スイッチの出力側にバッファを配置)

- 入力バッファ型と比較して良好なスループット特性
- 大規模化するには転送速度の高速化が必要

(3) 入出力バッファ型 (ATM スイッチの入出力側両方にバッファを配置)

- 入力バッファ型と出力バッファ型の両方の特徴を併せ持つ

(4) 共通バッファ型 (ATM スイッチ内の共通バッファにセルを格納し、読み出し順序を制御)

- 良好なスループット特性
- 共通バッファへのアクセス速度がスループットに影響

スイッチの特性の評価指標として、セル棄却率、システム遅延が用いられる。

スイッチの入力に到着したセルはヘッダ情報を参照され、所望の出力へと転送される。この際、スイッチ内において、同時に複数の入力からのセルが同一の出力を目指した場合、それらの全てを出力ラインへ転送することができないことに起因し、競合が発生する。この場合、転送できないセルはバッファに格納される。しかし、バッファに空き容量がない場合や、遅延が許容されないトラヒックである場合、セルは棄却される。ここで、あるセルがスイッチの入力に到着した場合に、所望の出力へと転送されずに棄却される確率をセル棄却率と呼ぶ。情報の欠落の許容されないトラヒックのセルが棄却された場合、上位層において再送処理が行われるため、結果的に、情報転送遅延特性の劣化を引き起こす。また、情報の欠落の許容されるトラヒックのセルが棄却された場合においても、セル棄却は通信品質の劣化を引き起こすため、セル棄却率特性は小さくする必要がある。

ATM スイッチにおけるシステム遅延時間は、スイッチの入力に到着したセルが出力へと転送されるまでに要する時間として定義される。一般に、スイッチにおいて発生する遅延は、ヘッダ情報を参照し適当な出力へと振り分ける動作とバッファでの待ち時間によるものである。ATM スイッチはハードウェア的に交換動作を行うことから、前者に要する時間は非常に短く、後者のバッファでの待ち時間がシステム遅延を決定付ける支配的要因となる。情報の欠落の許容されないトラヒックのセルの遅延が大きくなった場合、情報転送遅延特性の劣化を引き起こす。また、情報

の欠落の許容されるトラヒックのセルの遅延が大きくなった場合においても、通信品質の劣化を引き起こすことから、システム遅延は小さくする必要がある。一般に、スイッチにおけるセル棄却率とシステム遅延はトレードオフの関係になる。従って、様々な要求品質のトラヒックに対して、品質を満たす特性を得られるスイッチの設計が重要になる。

入出力バッファ型スイッチは、出力バッファを設けることで入力バッファでの遅延を小さくし、入力バッファを設けることでセル棄却を低減することができ、遅延やスループットに関して優れた特性を持つことが報告されている [23]。代表的なノンブロッキングスイッチモデルであるノックアウトスイッチより構成される入出力バッファ型スイッチにおいては、出力側のコンセントレータを構成するスイッチエレメント数を増やすことにより、競合時に同時に同じ出力に送ることのできるセル数 C (以後、Speedup Factor と呼ぶ) を大きくし、遅延やスループット特性の向上を図っている [24]。

従来、出力側競合時に出力バッファの飽和によりバッファに入力できないセルを棄却する Queue Loss (QL) モードを適用し、Speedup Factor を考慮した入出力バッファ型スイッチのセル棄却率特性が理論解析されている [25][26]。ここでは、入力バッファサイズが比較的大きく C が小さいモデルでは、出力バッファのオーバーフローによるセル棄却率は小さくなるが、遅延が大きくなり、一方、 C が大きいモデルでは、遅延特性は向上するが、出力バッファのオーバーフローによるセル棄却率が大きくなるという問題点が指摘されている。

ATM 技術は、ATM スイッチだけでなく MPLS を用いたラベルスイッチ等のバックボーンネットワークを支える交換システムへと応用されている。従って、ATM スイッチの高効率化を図り、基本性能を向上させることは意義深いと考えられる。

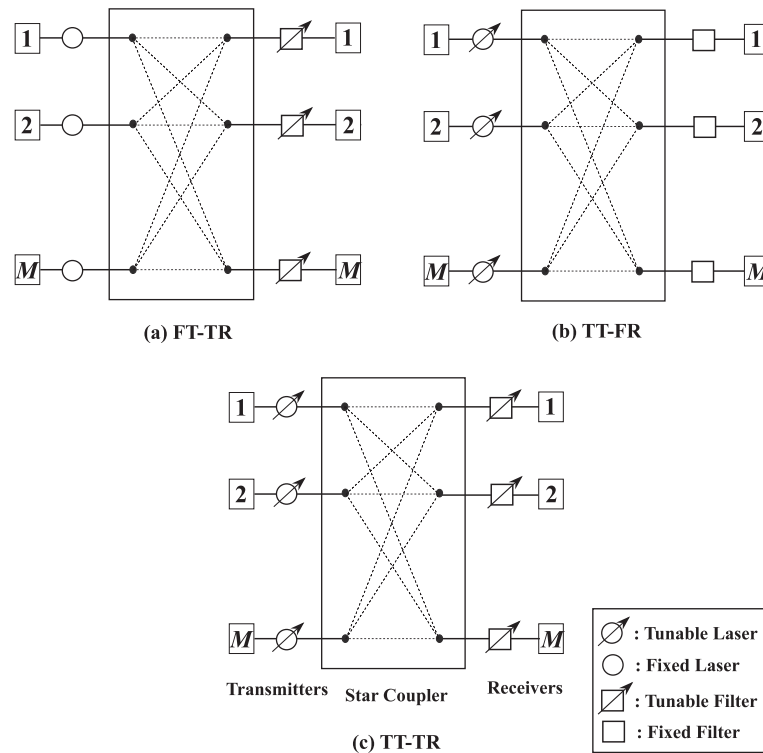


図 1.2: WDM を用いた交換システム

1.3 WDM

光ファイバを用いた光伝送技術は急激に進展し、50Tbps の広帯域通信が可能であると言われている。WDM 技術は、光ファイバの広帯域を波長軸上の多重/分離技術を利用することで大容量通信を実現するものとして注目されている。近年では、光増幅技術の進展により、WDM 信号の長距離伝送も可能になり、LAN からバックボーンネットワークまで幅広い適用領域を有する。将来的には、一つの光ファイバに 1,000 波長の多重化が実現することが期待されている。WDM 技術は利用する波長間隔により DWDM と CWDM に分類される。DWDM では、波長間隔を 0.8nm 程度とし、波長を 0.1nm 程度に精密に制御することで、多重度を向上させる技術であり、現在では、10Gbps×160 チャンル多重が実用化され、比較的大規模な MAN (Metropolitan Area Network) への適用が期待されている。CWDM は、波長間隔を 20nm 程度とし、波長制御の精度を落とすことで、低コスト化を図る技術であり、2.5Gbps×18 チャン

ル多重が実用化され，LAN への適用が期待されている．

2 端末間に WDM 技術を適用し，シングルホップネットワークを構築する場合，光の大容量性を活用することが可能であるが，途中で情報を中継するマルチホップネットワークに WDM 技術を適用する場合，中継ノードにおいてルーチングのために光信号を電気信号へと変換する必要があるため，光の大容量性を十分に活用することができない．この問題を解決する方法の一つとして，GMPLS (Generalized MPLS) のように，波長ルーチングを用いて光信号を電気段に変換することなくルーチング処理を行う方式がある．

本研究においては，WDM 技術の LAN への適用を考える．LAN への適用を想定した WDM 技術を用いた交換システムの一つとして，分配選択型光スイッチを用いたシングルホップネットワークシステムがある．分配選択型光スイッチでは，全てのユーザが一つのスターカプラに接続される．スターカプラに入力された信号は全ての出力に均等に分配される．従って，複数の出力に接続された光受信機でその光信号を同時に受信することで，1 対多通信が容易に実現できる．分配選択型光スイッチにおいて，各ユーザは，送信機としての固定または可変波長レーザ，受信機としての固定または可変波長フィルタを有する．また，図 1.2 に示すように，各ユーザが有する送受信機の組み合わせにより以下の 3 種類に大別される．

- (a) FT-TR (Fixed Transmitter Tunable Receiver) 型
- (b) TT-FR (Tunable Transmitter Fixed Receiver) 型
- (c) TT-TR (Tunable Transmitter Tunable Receiver) 型

(a) FT-TR 型は，送信側に固定波長レーザ，受信側に可変波長フィルタを有する [27], [28]．本方式では，各ユーザごとに決まった波長で発振する半導体レーザを用いて光信号が送信される．各ユーザからの光信号は，スターカプラにより結合され，複数の光信号が波長多重されて各出力ポートへと送られる．各ユーザの受信側には可変波長フィルタが設置され，ルーチング情報に従って，所望の波長を選択する．この

方式の特徴はスイッチ内部での衝突が生じないことが挙げられる。(b)TT-FR型は、送信側に可変波長レーザ、受信側に固定波長フィルタを有する[29]。本方式では、各ユーザの受信側にそれぞれ固有の波長フィルタが設置されており、各ユーザの可変波長レーザにより目的出力ポートの波長チャンネルで光信号を送信することにより交換処理が行われている。本方式の問題点は、同時に複数の波長チャンネルが同一ポートへ接続したい時、衝突を回避するための競合制御が必要になることである。衝突回避法としてALOHA方式等の様々な方式が提案されている。(c)TT-TR型は、送信側に可変波長レーザ、受信側に可変波長フィルタを有する[30],[31]。本方式では、送受信の両方に可変波長デバイスを用いることで柔軟なLANシステムを構築できるが、TT-FR型と同様に、衝突を回避するための競合制御が必要になるため、衝突を回避し、高いスループットを実現するために、メディアアクセス制御が必要である。本研究で扱ったWDMを用いたシングルホップネットワークにおけるメディアアクセス制御(MAC)プロトコルは、一つの制御チャンネルを用いたマルチチャンネルプロトコルと分類でき、同じことが電気でも実現可能である。ただし、光ファイバ通信に適用した場合、その広帯域性から分割利用するメリットが大きく、さらに、周波数が高いために素子が小型になる可能性がある。またMACプロトコルの動作面での相違点として、可変波長レーザおよび可変波長フィルタのチューニング時間、光信号の伝搬遅延時間の影響が大きい点も挙げられる。本研究においては、解析の簡単化のため、可変波長レーザおよび可変波長フィルタのチューニング時間は1タイムスロット以内に終わるという仮定を、光信号の伝搬遅延時間をすべてのユーザで等しいとする仮定を用いているが、実システムへの適用を考慮した場合、これらの影響を軽減する仕組みが必要であると考えられる。

WDMを用いた交換システムの特性的評価指標として、スループットおよびシステム遅延が用いられる。

出力側に可変波長フィルタを用いたアーキテクチャを用いた場合、同時に複数のユーザからのパケットが同一の出力を目指した場合、それらの全てを同時に受信でき

ない競合が発生する。この際、メディアアクセス制御を行うことで、パケット同士の衝突を回避する。競合に敗れたパケットは各ユーザのバッファに格納される。WDMを用いた交換システムにおいては、各ユーザのバッファ容量を大きくするのは容易であるため、情報の損失は発生しないものと仮定する。従って、交換システムの特性としては、帯域の利用効率であるスループット特性を評価指標として用いる。高いスループット特性は高効率な交換システムを実現することを意味するため、高いスループット特性が望まれる。

WDM 交換システムにおけるシステム遅延時間は、各ユーザからのパケットがメディアアクセス制御を介して、所望の目的ユーザへと転送されるまでに要する時間として定義される。一般に、WDM 交換システムにおいて発生する遅延は、他のユーザとの衝突を回避するために必要なメディアアクセス制御におけるバッファでの待ち時間およびデータが出力側へと実際に転送される時間によるものである。データが送信側から受信側へと転送される時間は非常に短く、前者のバッファでの待ち時間がシステム遅延を決定付ける支配的要因となる。ATM の場合と同様に、情報の欠落の許容されないトラヒックのパケット遅延が大きくなった場合、情報転送遅延特性の劣化を引き起こす。また、情報の欠落の許容されるトラヒックのパケット遅延が大きくなった場合においても、通信品質の劣化を引き起こすことから、システム遅延は小さくする必要がある。従って、WDM 技術を適用した LAN においては、限られた波長チャンネル数において、高スループットかつ低遅延特性を実現するメディアアクセス制御方式が要求される。

TT-TR 型を用いたシングルホップネットワークでは、チャンネルの一つを制御チャンネルとし、パケット長の短い制御パケットをあらかじめ転送し、チャンネルの予約を行い、予約を獲得したユーザに対してデータチャンネルが割り当てられる方式が提案されている [30]。この方式は、パケット長の長いデータパケット同士が衝突することを回避できるため、比較的良好なスループット特性を得られる方式であることが知られている。しかし、目的アドレスの競合とデータチャンネルの利用状態を調べるために、パ

ケット送信予約を獲得するために少なくとも2タイムスロットが必要であり、伝搬遅延の大きい環境下での遅延特性の劣化が指摘されている。この問題点を解決し、1タイムスロットで予約を完了できる方式としてSURP (slotted unbuffered reservation protocol) 方式 [31] が提案されている。この方式は、転送された制御パケットの中に含まれた目的アドレスの情報から他のユーザとの目的アドレス競合の有無を確認し、アドレスの競合を起こさなかったユーザに対し、順番にチャンネルを割り当てるものである。この方式の特徴は、パケット長の短い制御パケットをあらかじめ転送し、チャンネル予約を獲得した後にデータパケットの転送を行うことでデータパケット同士の衝突が生じず、高いスループット特性を得られことに加え、伝搬遅延の大きな状況でも遅延特性に与える影響が小さいという利点を併せ持つ方式として注目されている。

一方、1ユーザから複数のユーザに対し同時に同じ情報を転送するトラヒック、すなわちマルチキャストトラヒックをネットワーク上で扱う重要性が高まっている。具体的には、リアルタイムに動画像情報を転送するテレビ会議システムなどのアプリケーションが考えられ、今後ますます、ネットワーク上をマルチキャストトラヒックが占める割合が増加していくことが予想される。このような要求に対し、光ネットワークにおいてもマルチキャストトラヒックを扱う研究が盛んに行われている [32]-[34]。文献 [33] では、送信ユーザと受信ユーザの組に対して、あらかじめ一つのミニスロットを割り当てる方式が提案されている。この方式は、マルチキャストトラヒックを扱うために一人のユーザが複数の制御パケットを転送するため、制御チャンネルを有効利用できず、ユーザ数を増やすことが容易ではないという問題点がある。また文献 [34] では、FT-TR 型ネットワークを用い、各送信ユーザに対して、予め制御チャンネルの一つのミニスロットを割り当てる方式が提案されている。この方式は、FT-TR 型ネットワークにおけるプロトコルであるため、システムの特徴が各送信機の固定波長の割り当てに依存し、ネットワークの構築における柔軟性の点で問題があると考えられる。SURP 方式は TT-TR 型ネットワークであるため、柔軟なネットワークを構築できるが、高負荷状態においては、制御パケット同士の衝突の増加に加えて、マルチ

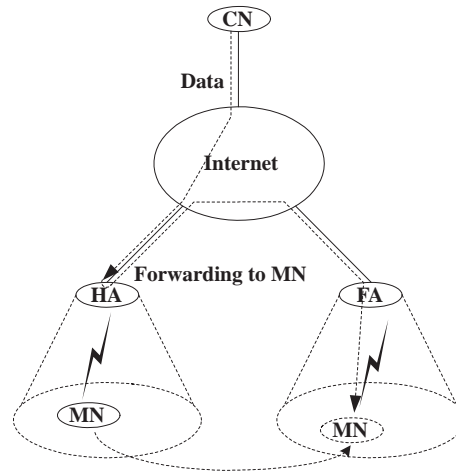


図 1.3: Mobile IP の基本動作

キャストトラヒックのように目的アドレスの競合が起こりやすい状況では、スルー
プット及び遅延特性が著しく劣化するという問題がある。

1.4 Mobile IP

無線通信を用いたインターネットへのアクセス方式において、移動しながら IP 通
信を継続したいという要求が高まる中、Mobile IP は IETF にて標準化が進められ
ている。端末の移動性を考慮しない固定端末を前提とした TCP/IP による通信では、
IP アドレスとポート番号によって、セッションが認識されるため、IP ホストが新し
いサブネットに移動し、新たな IP アドレスを取得した場合、セッションを継続する
ことができない。Mobile IP は上記の問題を解決することができる。図 1.3 に Mobile
IP の基本的な動作を示す。Mobile IP ネットワークは以下の端末により構成される。

- 移動端末 MN(Mobile Node)
- ホームエージェント HA(Home Agent)
- フォーリンエージェント FA(Foreign Agent)

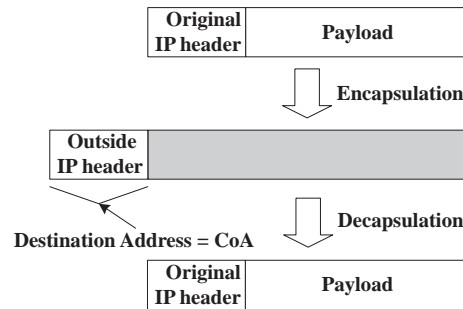


図 1.4: Mobile IP におけるカプセル化

- 固定端末 CN(Correspondent Node)

MN が FA のセル内に移動した場合，MN は FA のアドレス CoA(Care-of-Address) を HA に登録し，HA が MN 宛てのパケットを FA に転送することで，CN から見て MN が存在する場所に関係なく，同じ IP アドレスで通信することが可能になる．図 1.3 は，FA が無線アクセスポイント機能を有する場合の例を示す．FA は無線アクセスポイント機能を有する必要はなく，複数の無線アクセスポイントに対して一つの FA を配置することも可能である．

Mobile IP では，MN が外出先の FA のセル内に入った場合，FA のアドレス CoA を HA に登録する．具体的な手順は以下の通りである．

1. FA は一定周期おきに Agent Advertisement(ADV) メッセージを広告
2. ADV メッセージを受信した MN は，FA 宛てに Registration Request(REQ) メッセージを送信
3. REQ メッセージを受信した FA は，その REQ メッセージを HA に転送
4. HA は MN の CoA を記録
5. HA は FA 宛てに Registration Reply(REP) メッセージを返信
6. REP メッセージを受信した FA は，その REP メッセージを MN に転送
7. REP メッセージを受信した MN は，HA への登録の完了を確認

MN が新たな FA のセル内に入った場合，新たな FA からの ADV メッセージを受信後に HA への登録を行なう。

HA が MN 宛ての packets を受信した場合，図 1.4 に示すように，受信した packets の外側に MN の CoA 宛ての IP ヘッダで packets をカプセル化して転送する。FA では到着した packets のカプセル化を解き，MN へと packets を転送する。

Mobile IP を用いたネットワークにおいて，リアルタイム通信を扱う場合，packet 損失が通信品質に大きな影響を与える。従って，packet 損失を引き起こすハンドオフレイテンシ特性を評価指標として用いる。また，有線ネットワーク及び無線チャネルのオーバーヘッド特性も網制御法において評価すべき指標である。

Mobile IP においては，端末が移動することによりハンドオフが生じた場合，MN は新たな CoA を HA に登録する必要がある。一般に，MN と HA 間はインターネットを介しているため，ネットワークの混雑状況によっては，ハンドオフに要する時間が大きくなる。ハンドオフレイテンシは，MN が移動元 FA のセルから出た時点から移動先 FA のセル内において MN が packets を受信できるようになるまでの時間と定義される。ハンドオフ期間中，MN は packets を受信することはできないため，再送処理の許容されないリアルタイム通信を扱う場合，大きなハンドオフレイテンシ特性は通信品質の劣化を招くため，より小さなハンドオフレイテンシ特性を実現する網制御方式が望まれる。

シームレスなハンドオフを目指す Mobile IP においては，ハンドオフの短縮化のために新たに発生するオーバーヘッドも重要な評価指標である。無線チャネルにおいては，特にオーバーヘッドが大きなコスト要因となるため，より小さなオーバーヘッド特性が要求される。また，有線ネットワークにおけるオーバーヘッドに関しては，無線チャネルと比較して要求は厳しくないが，データトラヒックの転送等により大きなオーバーヘッドが発生することは望ましくなく，オーバーヘッドはできるだけ小さく抑えるべきである。

Mobile IP において，ハンドオフレイテンシを短縮することでパケット損失の低減を目指した研究は盛んに行われている [35]-[41]．FMIP(Fast handovers for Mobile IP) 方式は，レイヤ 2(L2) でハンドオフを検出し，ハンドオフ期間中に移動元 FA から移動先 FA へとパケットをトンネリングすることで，ハンドオフレイテンシを低減する方式である [35]．しかし FMIP 方式は，ハンドオフ前に移動先 FA からの ADV メッセージを MN が受信する必要があるため，セルがオーバーラップしない環境や電波強度・干渉等がある場合においては，ハンドオフレイテンシの改善効果が得られない．一方，NeighborCasting 方式は，各 FA が周辺 FA のアドレス情報を持ち，L2 ハンドオフ検出時に全ての周辺 FA にパケットを複製して転送する方式である [36]．NeighborCasting 方式は，移動元 FA から移動先 FA にハンドオフ検出を通知する新たなメッセージを送信し，移動先 FA において L2 でのアドレス解決完了後に MN へのパケット転送を開始することで，セルのオーバーラップしない環境においてもハンドオフレイテンシが改善される．しかし，NeighborCasting 方式では周辺 FA の全てにパケット転送することによる有線ネットワークの負荷が増大してしまうという問題がある．

一方，Fast Mobile IP(FASTMIP) 方式 [37],[38] は，各 FA に GPS (Global Positioning System) を設置し，予め周辺 FA 同士で位置およびアドレス情報を交換し，MN が接続している FA の全ての周辺 FA にパケットを複製し転送する方式である．FASTMIP 方式において，FA だけでなく MN にも GPS を搭載することでパケットの転送先を限定し，有線チャネルの負荷を軽減できることを示唆している [38]．しかし，FASTMIP 方式においては，ハンドオフに関係なく常に周辺 FA へのパケット複製および転送を行なうため，MN の位置情報を用いてパケット転送先を限定しても有線チャネルにおける負荷は大きい．また，ハンドオフに関しては Mobile IP 方式と同様の特性しか得られず，ハンドオフレイテンシを短縮するためには，FA における ADV メッセージ送信間隔を短縮する必要があり，無線チャネルのオーバーヘッドが大幅に増大してしまう問題がある．従って，セルのオーバーラップしない環境

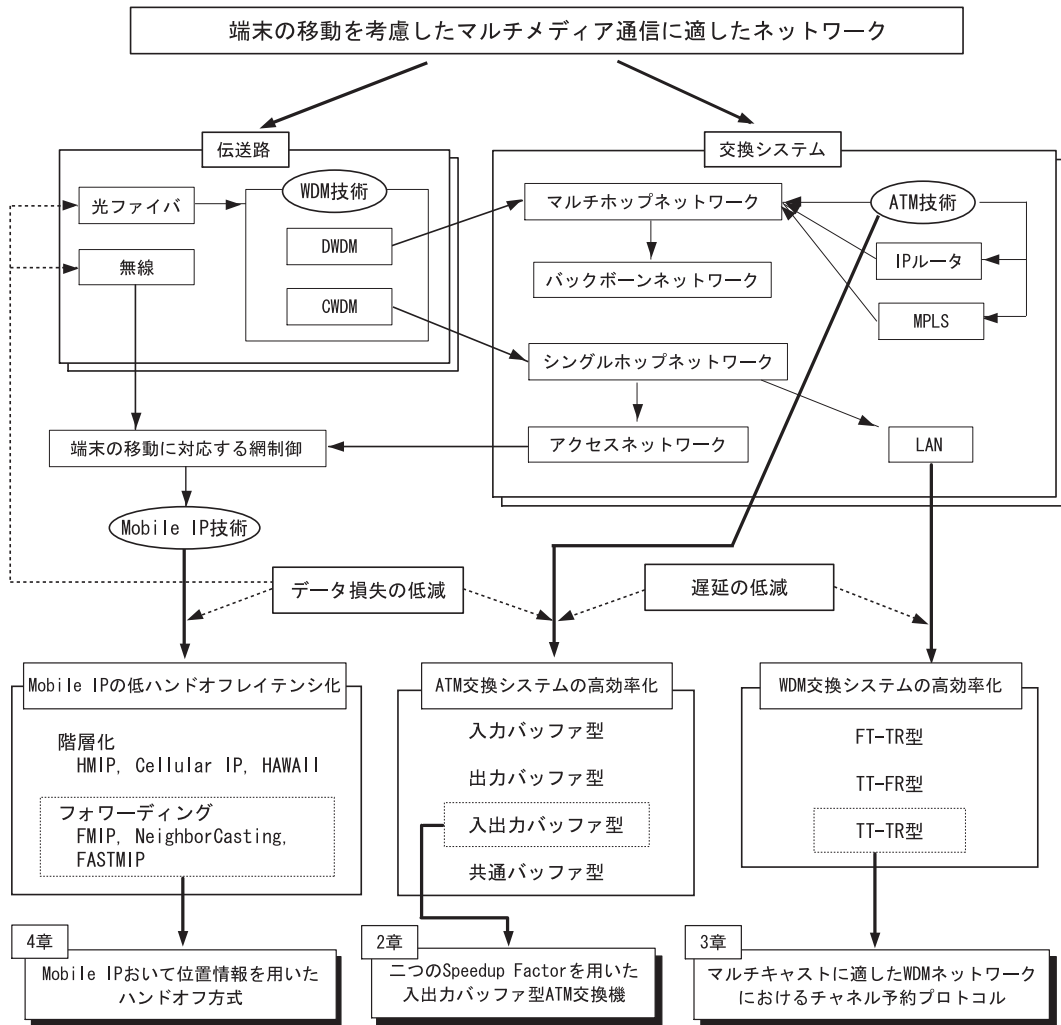


図 1.5: 本研究の位置付け

においても適用可能で、有線および無線チャンネルにおけるオーバーヘッドを増大させることなく低レイテンシを実現するハンドオフ方式が求められる。

1.5 本研究の位置付け

図 1.5 に示すとおり、端末の移動性を考慮したマルチメディア通信に適したネットワークに要求されるものは、

- データ損失の低減

- 遅延の低減

である．これらを実現するための要素として，本研究では，ATM および WDM を用いた交換システム，さらには Mobile IP を用いた網制御法を考える．ATM を用いた交換システムに要求されることは，

- セル棄却率を小さくすること
- システム遅延を小さくすること

であり，WDM を用いた交換システムに要求されることは，

- スループットを大きくすること
- システム遅延を小さくすること

である．さらに，Mobile IP を用いた網制御法への要求は，

- ハンドオフレイテンシを短くすること
- 有線ネットワーク及び無線チャネルのオーバーヘッドを増大しないこと

である．表 1.1 に既存技術の課題と本研究の効果を示す．本研究では，端末の移動性を考慮したマルチメディア通信に適したネットワークを実現するために，これらの各要求を満足できるような交換システム及び網制御法を見出すことを目的とし，次に示す三つの構成法を提案し，その有効性を示した．

第 1 に入出力バッファ型 ATM スイッチにおいて低セル棄却率及び低システム遅延を達成可能なスイッチ構成法を提案した．入出力バッファ型スイッチにおいては，複数のセルが同一の出力ポートを目指す HOL ブロッキングによりセル棄却率特性が劣化してしまう．この劣化を防ぐことは重要な課題である．低セル棄却率及び低システム遅延を達成するために，二つの Speedup Factor を用いた入出力バッファ型 ATM スイッチを提案し，計算機シミュレーション及び理論解析結果より，提案スイッチが遅延特性をほとんど劣化させずにセル棄却率特性を改善できることを示した．

表 1.1: 既存技術の課題と本研究の効果

第2章	目的	ATMスイッチにおけるデータ損失及び遅延の低減
	既存技術の課題	入出力バッファ型スイッチにおいて、複数のセルが同一の出力ポートを目指すHOLブロッキングによりセル棄却率特性が劣化 [25][26]
	提案方式	出力待ち行列長に設けたしきい値を基準に、1タイムスロット前の出力待ち行列長に応じて大小二つのSpeedup Factorを使い分ける入出力バッファ型ATMスイッチ
	効果	遅延特性をほとんど劣化させずにセル棄却率特性を改善可能なスイッチモデルを確立
第3章	目的	WDMシングルホップネットワークにおける遅延の低減及びスループットの改善
	既存技術の課題	高負荷状態においては、制御パケット同士の衝突の増加に加えて、マルチキャストトラヒックのように目的アドレスの競合が起こりやすい状況では、スループット及び遅延特性が著しく劣化 [31]
	提案方式	制御パケットが衝突しないかつ目的アドレスの重複したユーザに対して優先制御を施すチャネル割り当て方式
	効果	マルチキャストトラヒックを扱った場合にもスループット及びシステム遅延特性を改善可能なメディアアクセス制御プロトコルを確立
第4章	目的	Mobile IPにおいてデータ損失の原因となるハンドオフレイテンシの短縮
	既存技術の課題	低ハンドオフレイテンシかつ有線ネットワーク及び無線チャンネルにおける低オーバーヘッドかつセルの重ならない環境にも適用可能なハンドオフ方式は実現されていない [35]-[41]
	提案方式	MNとFAの位置情報を用いて移動先を推定し、移動先FAへのパケット転送と移動先FAにおけるADVメッセージ送信間隔の短縮を適用したハンドオフ方式
	効果	セルの重ならない環境にも適用可能で、有線ネットワーク及び無線チャンネルのオーバーヘッドの増加を抑えつつハンドオフレイテンシ特性を改善できる網制御法を確立

第2にマルチキャストトラヒックにおいて高スループット及び低システム遅延を達成可能なWDMを用いた交換システムにおけるチャネル割り当てプロトコルを提案した。目的アドレスの重複が頻発するマルチキャストトラヒック環境下では、スループット及びシステム遅延特性が劣化してしまう。この劣化を防ぐことは重要な課題である。高スループット及び低システム遅延を達成するために、目的アドレスの重複したユーザに対して優先制御を施すチャネル割り当て方式を提案し、計算機シミュレーション及び理論解析結果より、提案方式がスループット及びシステム遅

延特性を改善できることを示した。

第3に Mobile IP において低ハンドオフレイテンシを達成可能な網制御法を提案した。端末が移動しながらインターネットにアクセスする環境下で再送処理の許容されないリアルタイムトラフィックを扱う場合、ハンドオフレイテンシ特性の劣化を防ぐことは重要な課題である。低ハンドオフレイテンシ特性を実現するために、移動端末の位置情報を用いた新たな網制御法を提案し、計算機シミュレーション及び理論解析結果より、提案方式が有線及び無線チャネルのオーバーヘッドの増加を抑えつつハンドオフレイテンシ特性を改善できることを示した。

第1章参考文献

- [1] Internet Software Consortium (<http://www.isc.org>), 2003.
- [2] 総務省総合通信基盤局電気通信事業部発表資料 (<http://www.soumu.go.jp>), 2003.
- [3] 村田正幸, “マルチメディア情報ネットワーク –コンピュータネットワークの構成学–,” 共立出版, 2000.
- [4] “Broadband aspects of ISDN,” CCITT Standard Recommendation I. 121, Geneva, Apr. 1990.
- [5] B. Mukherjee, “WDM optical communication networks: progress and challenges,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.18, no.10, pp.1810–1824, Oct. 2000.
- [6] C.E. Perkins, “IP Mobility Support for IPv4,” *IETF RFC 3220* (work in progress), 2002.
- [7] H. Armadi and W.F. Denzel, “A survey of modern high performance switching techniques,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.7, pp.1091–1103, Sep. 1989.
- [8] F.A. Tobagi, “Fast packet switch architecture for broad-band integrated services digital networks,” *IEEE Proc.*, vol.78, pp.133–167, Jan. 1990.
- [9] I. Iliadis and W.E. Denzel, “Analysis of packet switches with input and output queueing,” *IEEE Trans. Commun.*, vol.COM-41, pp.731–740, May. 1993.

- [10] A. Pattavina and G. Bruzzi, "Analysis of input and output queueing for non-blocking ATM switches," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol.1, pp.314–328, Dec. 1988.
- [11] S.-Q. Li, "Nonuniform traffic analysis on a nonblocking space division packet switch," *IEEE Trans. Commun.*, vol.38, pp.21–31, July 1990.
- [12] M.J. Karol and D.S. Ahn, "Cell loss analysis and design trade-offs of nonblocking ATM switches with nonuniform traffic," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol.3, pp.199–209, Apr. 1995.
- [13] D.X. Chen and J.W. Mark, "A buffer management scheme for the SCOQ switch under nonuniform traffic loading," *IEEE Trans. Commun.*, vol.42, pp.2899–2907, Oct. 1994.
- [14] Y. Kamatani, Y. Ohba, Y. Shimojo, K. Ise, M. Motoyama, and T. Saito, "VLSI-oriented input and output buffered switch architecture for high-speed ATM backbone nodes," *IEICE Trans. Commun.*, vol.E79–B, no.5, pp.647–657, May 1996.
- [15] R. Fan, H. Suzuki, K. Yamada, and N. Matsuura, "Expandable ATOM switch architecture (XATOM) for LANs," in *Proc. IEEE ICC'94*, pp.402–409, 1994.
- [16] T.T. Lee, "A modular architecture for very large packet switches," *IEEE Trans. Commun.*, vol.38, pp.1097–1106, Mar. 1989.
- [17] M.G. Hluchyj and M.J. Karol, "Queueing in high-performance packet switch," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.6, no.9, Dec. 1988.
- [18] J.Y. Hui and E. Arthurs, "A broadband packet switch for integrated transport," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.SAC-5, no.8, Oct. 1987.

-
- [19] M.J. Karol, M.G. Hluchyj, and S.P. Morgan, "Input versus output queueing on a space division packet switch," *IEEE Trans. Commun.*, vol.COM-35, no.12, Dec. 1987.
- [20] P. Newman, "A fast packet switch for the integrated services backbone network," *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.6, no.9, Dec. 1988.
- [21] E. Biagioni, E. cooper, and R. Sanson, "Designing a practical ATM LAN," *IEEE Network*, vol.7, no.2, Mar. 1993.
- [22] P. Gonet, J.P. Condreuse, and M. Serval, "Implementing asynchronous transfer mode concepts: main results of PRELUDE experiment," in *Proc. IEEE GLOBECOM'87*, Nov. 1987.
- [23] M.J. Karol, M.G. Hluchyj, and S.P. Morgan, "Input versus output queueing on a space-division packet switch", *IEEE Trans. Commun.*, vol.COM-35, pp.1347-1356, Dec. 1987.
- [24] I. Illiadis and W.E. Denzel, "Analysis of packet switches with input and output queueing", *IEEE Trans. Commun.*, vol.41, no.5, pp.731-740, May. 1993.
- [25] M.J. Lee and D.S. Ahn, "Cell loss analysis and design trade-offs of nonblocking ATM switches with nonuniform traffic", *IEEE/ACM Trans. Networking.*, vol.3, no.2, pp.199-210, Apr. 1995.
- [26] A. Pattavina and G. Bruzzi, "Analysis of input and output queueing for non-blocking ATM switches", *IEEE/ACM Trans. Networking.*, vol.1, no. 3, pp.314-328, June. 1993.
- [27] M.S. Goodman, H. Kobronski, M.P. Vecchi, R.M. Bully, and J.L. Gimlett, "The LAMBDANET multiwavelength network: Architecture, applications and-

- demonstrations,” in *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.8, no.6, pp.995–1003, 1990.
- [28] N.R. Dono, P.E. Green, K.Liu, R. Ramaswami, and F. Fuk-Kay Tong, “A wavelength division multiple access network for computer communication,” in *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.8, no.6, pp.983–993, 1990.
- [29] E. Arthurs, J.M. Cooper, M.S. Goodman, H. Kobrinski, M. Tur, and M.P. Vecchi, “Multiwavelength optical crossconnect for parallel processing computers,” *Electronic Letters*, vol. 24, pp.119–120, 1988.
- [30] J.C. Lu and L. Kleinrock, “A wavelength division multiple access protocol for high-speed local area networks with a passive star topology,” *Performance Evaluation.*, vol.16, pp.223–239, Mar. 1988.
- [31] H.B. Joen and C.K. Un, “Contention-based reservation protocols in multiwavelength optical networks with a passive star topology,” *IEEE Trans. Commun.*, vol.43, no.11, pp. 2794–2802, Nov. 1995.
- [32] S.B. Tridandapani and B. Mukherjee, “Multicast traffic in multi-hop lightwave networks: Performance analysis and an argument for channel sharing,” in *Proc. IEEE INFOCOM '96*, pp.345–352, 1996.
- [33] G.N. Rouskas and M.H. Ammar, “Multi-destination communication over single-hop lightwave WDM network,” in *Proc. IEEE INFOCOM '94*, pp.1520–1527, 1994.
- [34] M.S. Borella and B. Mukherjee, “A reservation-based multicasting protocol for WDM local lightwave networks,” in *Proc. IEEE ICC '95*, pp.1277–1281, 1995.
- [35] R. Koodli, “Fast Handovers for Mobile IPv6,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2002.

- [36] E. Shim, H. Wei, Y. Chang, and R. D. Gitlin, “Low Latency Handoff for Wireless IP QOS with Neighborcasting,” *in Proc. IEEE ICC '02*, pp. 3245–3249, June 2002.
- [37] M. Ergen, S. Coleri, B. Dunder, A. Puri, J. Walrand, and P. Varaiya, “Position Leverage Smooth Handover Algorithm for Mobile IP,” *in Proc. IEEE ICN '02*, Aug. 2002.
- [38] M. Ergen, S. Coleri, B. Dunder, R. Jain, A. Puri, and P. Varaiya, “Application of GPS to Mobile IP and Routing in Wireless Networks,” *in Proc. VTC2002-Fall*, Sep. 2002.
- [39] H. Soliman, C. Castelluccia, K. El-Malki, and L. Bellier, “Hierarchical Mobile IPv6 mobility management,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2003.
- [40] A. Campbell, J. Gomez, S. Kim, A. Valko, C. Wan, and Z. Turanyi, “Design, Implementation, and evaluation of Cellular IP,” *IEEE Personal Commun.*, vol.7, no.4, pp.42–49, Aug. 2000.
- [41] R. Ramjee, K. Varadhan, L. Salgarelli, S. Thuel, S. Wang, and T. Porta, “HAWAII: A domain-based approach for supporting mobility in wide-area wireless networks,” *IEEE/ACM Trans., Networking*, vol.10, no.3, pp.396–410, June 2002.

第2章

二つのSpeedup Factorを用いた入出力バッファ型 ATM 交換機 の 特性解析

2.1 はじめに

第1章で述べたように、端末の移動性を考慮したマルチメディア通信ネットワークを実現するためには、バックボーン系、アクセス系、LANのそれぞれのネットワークにおいて、データ損失及び遅延特性を低減する必要がある。本章では、バックボーンネットワークへの応用が期待される ATM スイッチに注目する。

マルチメディア通信ネットワークに向けて、各メディアから発生する大量の情報をより高速かつ確実に転送するため、ネットワーク内における交換機の役割が重要視されている。特に、ノンブロッキング型 ATM 交換機が注目を集め、入力側と出力側の両方にバッファを配置した入出力バッファ型ノンブロッキング ATM 交換機が提案されている。入出力バッファ型交換機は、出力バッファを設けることで入力バッファでの遅延を小さくし、入力バッファを設けることでセル棄却を低減することができ、遅延やスループットに関して優れた特性を持つことが報告されている [1]。代表的なノンブロッキング交換機のモデルであるノックアウトスイッチより構成される入出力バッファ型交換機においては、出力側のコンセントレータを構成するスイッチエレメント数を増やすことにより、競合時に同時に同じ出力に送ることのできるセル数 C (以後、Speedup Factor と呼ぶ) を大きくし、遅延やスループット特性の向上を図っている [2]。

従来, 出力側競合時に出力バッファの飽和によりバッファに入力できないセルを棄却する Queue Loss(QL) モードを適用し, Speedup Factor を考慮した入出力バッファ型交換機のセル棄却率特性が理論解析されている [3][4]. ここでは, 入力バッファサイズが比較的大きく C が小さいモデルでは, 出力バッファのオーバーフローによるセル棄却率は小さくなるが, 遅延が大きくなり, 一方, C が大きいモデルでは, 遅延特性は向上するが, 出力バッファのオーバーフローによるセル棄却率が大きくなるという問題点が指摘されている.

そこで本論文では, QL モードを適用した入出力バッファ型ノンブロッキング ATM 交換機において, 出力待ち行列長にしきい値を設け, 出力待ち行列長により大小二つの Speedup Factor を用いる入出力バッファ型交換機を提案する. 提案モデルは, 出力待ち行列長に設けたしきい値を基準に, 1 タイムスロット前の出力待ち行列長がしきい値を超えていなければ, 大きな Speedup Factor を用い, しきい値を超えていれば, 小さな Speedup Factor を用いる. 提案モデルは, 出力待ち行列長がしきい値を越えていないときに大きな C を用いることで, 出力ポートに多くのセルを転送し, 越えているときには小さな C を用い, 入力側でセルを待機させ, 出力バッファにおけるオーバーフローを低減する. まず, 提案モデルについて, 平均系内時間及びセル棄却率の理論解析を行い, 次に計算機シミュレーションにより解析法の妥当性を確認する. そして得られた結果より, 提案モデルの有効性を示す. まず, 2.2 で二つの Speedup Factor を用いた交換機モデルのシステムモデルを示し, 2.3 で平均系内時間, セル棄却率の特性を理論解析する. 2.4 では平均系内時間とセル棄却率特性について解析結果及び計算機シミュレーションの結果により特性を評価し, 提案モデルの有効性を示す. 最後に 2.5 で結論を述べる.

2.2 システムモデル

まず, 図 2.1 に二つの Speedup Factor を用いた入出力バッファ型交換機を示す. このモデルにおいて, セルの到着, 及び転送はベルヌーイ過程に従い同期的に処理され

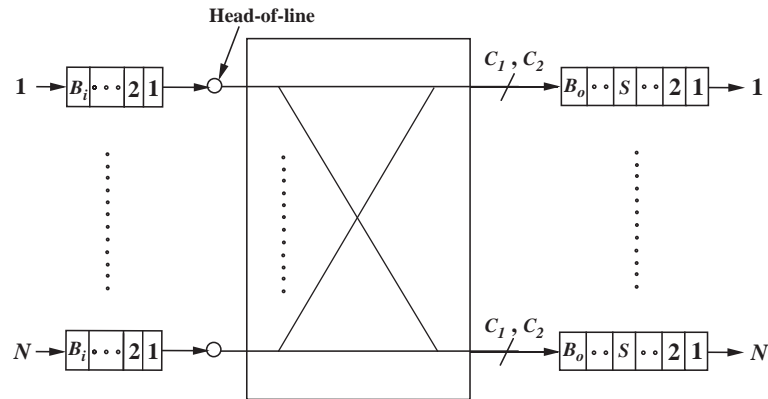


図 2.1: 二つの Speedup Factor を用いた $N \times N$ 入出力バッファ型 ATM 交換機

るスロットモデルとする. システムの単位時間をタイムスロットと呼ぶ. 入力バッファは比較的簡単な回路構成で実現できるため [2], 入力バッファサイズ B_i は無限長とし, 回路構成が複雑なため増設が困難な出力バッファサイズ B_o は有限長とする. また, 入力ポートへのセルの到着率は時間によらず一定であり, 出力先アドレスの与え方はランダムである均一トラヒックを扱うものとする.

2.2.1 入力側の動作

交換機の入力側に到着したセルは, 入力バッファへ入力される. 入力バッファサイズは無限長であると仮定しているので, 入力バッファでのオーバーフローによるセルの棄却は起こらない. 入力側処理装置の Head of the Line(HOL) に入力されたセルは, N 個ある出力ポートの中の 1 つを確率 $1/N$ でランダムに選び転送される. ここで, 複数のセルがある一つの出力ポートを目指す競合時には, 最大 Speedup Factor C_1 または $C_2 (C_1 > C_2)$ 個までのセルが転送を許される. 一方, 競合に敗れたセルは HOL から退去することではなく, 競合に勝ち, 出力側へ転送されるまで HOL で待機する.

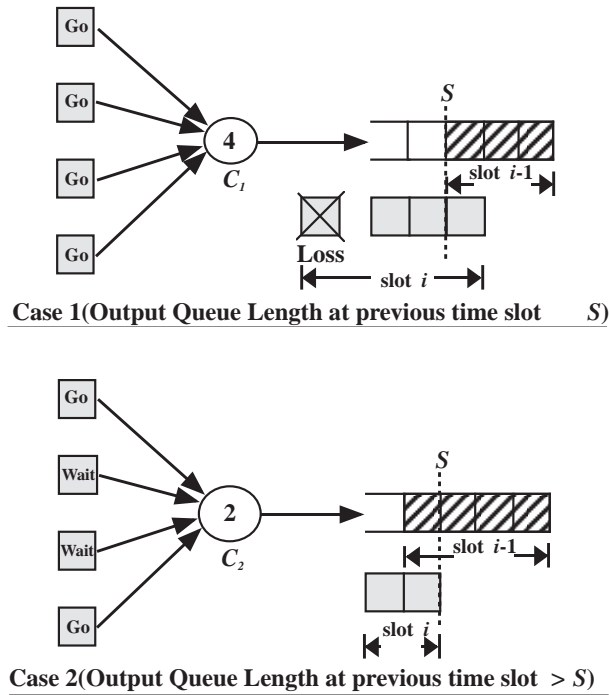


図 2.2: 出力側において、二つの Speedup Factor $C_1, C_2 (C_1 > C_2)$ が適用される様子

2.2.2 出力側の動作

図 2.2 に出力側において、二つの Speedup Factor $C_1, C_2 (C_1 > C_2)$ が適用される様子を示す。提案モデルは、出力待ち行列長にしきい値 S を設け、1 タイムスロット前の出力待ち行列長が S を越えていなければ C_1 を適用し (Case 1)、越えていれば C_2 を適用する (Case 2)。出力バッファサイズが $B_o = 5$ 、出力待ち行列長のしきい値が $S = 3$ である時に、タイムスロット i において 4 個のセルがこの出力を目指している時、2 つの Speedup Factor $C_1, C_2 (C_1 > C_2)$ が適用される場合を図において考える。上図はタイムスロット $i - 1$ における出力待ち行列長が 3 であるので、待ち行列長は S を越えておらず、 $C_1 = 4$ が適用される。従って、タイムスロット i において 4 個のセルが出力バッファに転送される。ここで出力バッファより 1 個のセルが処理されるので出力待ち行列長は 2 となり、出力バッファには空きが 3 つしかないため、ランダムに選ばれた 3 個のセルが出力バッファに入力され、残りの 1 個のセルは棄却される。下図は、タイムスロット $i - 1$ における出力待ち行列長が 4 であり、 S を越えて

いるため, C_2 が適用され 2 個のセルがランダムに選ばれ出力バッファに転送される. 残った 2 個のセルは各入力ポートの HOL で 1 タイムスロット待機した後, タイムスロット $i+1$ で再び競合に参加する. 競合に勝った 2 個のセルは, 出力バッファに転送される. ここで $C_1 = C_2$ と設定すると従来モデルと一致したモデルとなる. 提案方式は, 出力待ち行列長がスレッシュホールドを越えているかの 2 値情報を入力側に伝え, その値によって入力側で待機させるセル数を制御する. このように出力側の情報を用いて入力側を制御する機構は広く用いられており, 容易に実現できる.

本論文では, 出力バッファに入力できないセルは棄却される. しかし, 出力バッファに入力できないセルを入力バッファにて待機させることは容易である. 競合に敗れ, 出力バッファに入力できないセルの扱いに関しては, 下記の改良案が考えられる.

- (1) 競合に勝つまで, 入力バッファで待機
- (2) 競合回数が一定回数に達するまで, 入力バッファで待機
- (3) 競合に敗れた場合, 一定確率で入力バッファで待機

(1) の方式では, 出力バッファにおけるセル棄却の発生を完全に防ぐことができる. しかし, 入力バッファに FIFO を用いた場合, HOL ブロッキングにより, 入力バッファでの遅延が大きくなる. 従って, この方式を採用する場合, 入力バッファに HOL ブロッキングによる影響を軽減する対策が必要になると考えられる. 例えば, RIRO (Random In Random Out) を用いることや, 入力バッファの先頭以降からのキュー出力を可能にする window 方式, さらには, 出力ポートごとに入力キューを分けるといった対策が挙げられる. (2) の方法では, 競合回数が一定回数に達するまで, 入力バッファでセルを待機させることで, 出力バッファで生じるセル棄却を大幅に軽減できると考えられる. これに加えて, 競合に敗れる回数が一定回数に達した場合はセル棄却を施すことにより, 入力バッファでの遅延特性の劣化を軽減できることが見込まれる. (3) の方法では, 入力バッファでの HOL に存在するセルの競合回数

を記憶しておく必要がなく，実装面は比較的容易であり，(2)の方法と同様の効果が期待される．このように，現実的には色々な改良案が考えられるが，本論文においては，システムモデルを単純化し，最も基本的な構成である出力バッファにセルが入力できない場合は棄却するというモデルについて性能解析を行う．

2.3 理論解析

ここでは，提案モデルの平均系内時間およびセル棄却率特性について理論解析を行う．文献 [4] において，Speedup Factor を考慮した入出力バッファ型交換機に QL モードを適用したモデルについての平均系内時間およびセル棄却率特性の解析が行なわれている．この [4] の解析結果を拡張し，二つの Speedup Factor C_1 および C_2 の適用を出力待ち行列長により場合分けすることで，以下に提案モデルの特性を解析をする．

2.3.1 平均系内時間特性

まず，出力バッファでのセル遅延を求める．そのために HOL 待ち行列という概念を導入する．これは，ある一つの出力ポートを目指す複数の HOL セルからなる仮想的な待ち行列として定義される．この HOL 待ち行列長は，すべての HOL セルが一つの出力を目指すした場合に最大値 N となる．このように，HOL に入力されたセルは，同じ出力を目指す複数の HOL セルからなる HOL 待ち行列にランダムな順番で並ぶことになる．

提案モデルでは，入力バッファでのセル遅延，HOL 待ち行列でのセル遅延および出力バッファでのセル遅延の総和が平均系内時間となる．提案モデルにおける，出力バッファでのセル遅延を求めるために，HOL 待ち行列長と出力待ち行列長の 2 次元離散時間状態遷移図を考える．ここで，HOL 待ち行列長が $i (i = 0, 1, \dots, N)$ ，出力待ち行列長が $j (j = 0, 1, \dots, B_o)$ である状態を (i, j) とし，その定常状態確率を $p_{i,j}$ と定義

する. 提案モデルでは, HOL 待ち行列にセルが存在する場合と存在しない場合が存在し, HOL 待ち行列にセルが存在する場合には, 出力待ち行列長が $0 \leq j \leq B_o - 1$ または $j = B_o$ の 2 通りに分類でき, また HOL 待ち行列にセルが存在しない場合には, 出力待ち行列長が $0 \leq C_2, C_2 \leq j < C_1, C_1 < j < B_o, j = B_o$ の 4 通りに分類できるため, あわせて 6 通りの場合分けをすることにより, HOL 待ち行列と出力待ち行列長の 2 次元状態の全ての状態遷移を記述することができる.

1. HOL 待ち行列にセルが存在せず出力バッファが飽和していない場合 ($i = 0, 0 \leq j \leq B_o - 1$)

この場合は, システムの状態が $(k, j - m + 1)$ である時に, ある HOL 待ち行列に $m - k$ 個のセルが入力され, k であった HOL 待ち行列長が 0 から m の状態へ遷移することを示す. この場合, 一つ前のタイムスロットの終わりに HOL 待ち行列長は 0 であるので, HOL 待ち行列に存在する k 個のセルは全て出力待ち行列へと転送され, そのタイムスロットの最終状態は, $(j - m + 1) + k + (m - k) - 1 = j$ (出力待ち行列から 1 タイムスロットに 1 個のセルが処理される) となる. このように, 次式が得られる.

$$\begin{aligned}
 p_{i,j} = & \sum_{m=0}^{\min(C_1,j)} \sum_{k=0}^m p_{k,j-m+1} a_{m-k} r(j-m+1) \\
 & + \sum_{m=0}^{\min(C_2,j)} \sum_{k=0}^m p_{k,j-m+1} a_{m-k} r'(j-m+1) \\
 & + u_{-1}(C_1 - j) p_{0,0} a_j
 \end{aligned} \tag{2.1}$$

ここで,

$$u_{-1}(x) = \begin{cases} 1 & x \geq 0 \\ 0 & x < 0 \end{cases}$$

である. また, a_j を 1 タイムスロット中に HOL 待ち行列長に j 個のセルが到着する確率と定義する. 交換機のサイズ N が十分大きいと仮定すると, a_j は到着率 λ のポアソン過程に近似できることが知られている [4]. 従って a_j は次式

のように示される.

$$a_j = \frac{\lambda^j e^{-\lambda}}{j!} \quad (2.2)$$

$r(x)$ と $r'(x)$ はそれぞれ C_1 と C_2 が適用されたときに 1 となる関数であり, 以下のように定義される.

$$r(x) = \begin{cases} 1 & x \leq S \\ 0 & x > S, \end{cases} \quad r'(x) = \begin{cases} 0 & x \leq S \\ 1 & x > S \end{cases}.$$

また, 式 (2.1) の第 1 項では, タイムスロットの最後に HOL 待ち行列長が 0 となるために, m が C_1 より小さくなる状態をすべて足し合わせている. 第 3 項では, $j \leq C_1$ の時のみに生じる $(0,0)$ から $(0,j)$ への状態遷移を考慮している. 文献 [4] の Case 2 と Case 3 を, 3 つの場合 $0 \leq j < C_2$, $C_2 \leq j < C_1$ と $C_1 \leq j \leq B_o - 1$ へと場合分けすることにより, 残りの五つの場合も同様に記述できる.

2. HOL 待ち行列にセルが存在せず, 出力バッファが飽和している場合 ($i = 0, j = B_o$)

$$\begin{aligned} p_{i,j} = & \sum_{l=B_o-C_1+1}^{B_o} \sum_{m=B_o-l+1}^{C_1} \sum_{k=0}^m p_{k,l} a_{m-k} r(l) \\ & + \sum_{l=B_o-C_2+1}^{B_o} \sum_{m=B_o-l+1}^{C_2} \sum_{k=0}^m p_{k,l} a_{m-k} r'(l) \\ & + u_{-1}(C_1 - B_o) p_{0,0} a_{B_o} \end{aligned} \quad (2.3)$$

3. HOL 待ち行列にセルが存在し, 出力バッファに C_2 個未満のセルが存在する場合 ($i > 0, 0 \leq j < C_2$)

$$p_{i,j} = 0 \quad (2.4)$$

出力待ち行列長が C_2 未満になるには, 1 タイムスロット前の HOL 待ち行列長が C_2 以下でなくてはならず, HOL 待ち行列にセルが存在し, 出力バッファに C_2 個未満のセルが存在する場合はあり得ないため $p_{i,j}$ は 0 となる.

4. HOL 待ち行列にセルが存在し, 出力バッファに C_2 個以上 C_1 未満のセルが存在する場合 ($i > 0, C_2 \leq j < C_1$)

$$p_{i,j} = \sum_{k=0}^{i+C_2} p_{k,j-C_2+1} a_{i+C_2+k} r'(j-C_2+1) \quad (2.5)$$

5. HOL 待ち行列にセルが存在し, 出力バッファが飽和せず C_1 個以上のセルが存在する場合 ($i > 0, C_1 < j < B_o$)

$$\begin{aligned} p_{i,j} &= \sum_{k=0}^{i+C_1} p_{k,j-C_1+1} a_{i+C_1-k} r(j-C_1+1) \\ &+ \sum_{k=0}^{i+C_2} p_{k,j-C_2+1} a_{i+C_2-k} r'(j-C_2+1) \\ &+ u_{-1}(C_1-j) p_{0,0} a_{i+C_1} \end{aligned} \quad (2.6)$$

6. HOL 待ち行列にセルが存在し, 出力バッファが飽和している場合 ($i > 0, j = B_o$)

$$\begin{aligned} p_{i,j} &= \sum_{l=B_o-C_1+1}^{B_o} \sum_{k=0}^{i+C_1} p_{k,l} a_{i+C_1-k} r(l) \\ &+ \sum_{l=B_o-C_2+1}^{B_o} \sum_{k=0}^{i+C_2} p_{k,l} a_{i+C_2-k} r'(l) \\ &+ u_{-1}(C_1-B_o) p_{0,0} a_{i+C_1} \end{aligned} \quad (2.7)$$

これら六つの $p_{i,j}$ に関する式から, 定常状態確率 $p_{i,j}$ が求められる. これを用いて, HOL 待ち行列に存在するセルが n タイムスロットかかって出力側へ転送される確率 $\eta_{v,n}$ は, 出力待ち行列長が $0 \leq j \leq S$ の時に C_1 が適用され, $S+1 \leq j \leq B_o$ では C_2 が適用されるので, それぞれの場合の可能な状態遷移確率を足し合わせることで, 次のように示される.

$$\eta_{v,n} = \sum_{m=nC_1+1}^{(n+1)C_1} \sum_{k=1}^m b_k \sum_{j=0}^S p_{m-k,j} + \sum_{m=nC_2+1}^{(n+1)C_2} \sum_{k=1}^m b_k \sum_{j=S+1}^{B_o} p_{m-k,j} \quad (2.8)$$

ここで, b_k は, あるセルが, 同じ HOL 待ち行列に入力される複数のセルの中で, k 番目に入力される確率を示しており, そのセルが i 個のセルの組の一つとして HOL 待ち行列に到着する確率と, i 個のセルの組の k 番目に選ばれる確率 $1/i$ の積として次のように与えられる.

$$b_k = \sum_{i=k}^{\infty} \frac{1}{i} \frac{ia_i}{\lambda} = \frac{1}{\lambda} \sum_{i=k}^{\infty} a_i \quad k \geq 1$$

この $\eta_{v,n}$ を用いて, HOL 待ち行列長の 1 次モーメント $E[\eta_v]$ および 2 次モーメント $E[\eta_v^2]$ が次のように求められる.

$$\begin{aligned} E[\eta_v] &= \sum_{n=0}^{\infty} n\eta_{v,n}, \\ E[\eta_v^2] &= \sum_{n=0}^{\infty} n^2\eta_{v,n} \end{aligned} \quad (2.9)$$

これより, 入力バッファでのセル遅延 D_i は, 入力待ち行列が *Geom/G/1* モデルで与えられることから式 (2.10) のようになる.

$$D_i = \frac{\lambda(E[\eta_v^2] + E[\eta_v])}{2(1 - \lambda E[\eta_v + 1])} \quad (2.10)$$

また HOL 待ち行列でのセル遅延 D_v はリトルの公式より式 (2.11) のように与えられる.

$$D_v = \frac{E[\eta_v]}{\lambda} \quad (2.11)$$

また, 出力バッファでのセル遅延 D_o は, $P_{i,j}$ から出力待ち行列長の定常状態確率を求め, リトルの公式を用いることで式 (2.12) のように求められる.

$$D_o = \frac{\sum_{j=0}^{B_o} \sum_{i=0}^{\infty} j p_{i,j}}{\lambda} \quad (2.12)$$

従って, 平均系内時間 D は, 次のようになる.

$$D = D_i + D_v + D_o \quad (2.13)$$

2.3.2 セル棄却率特性

本モデルでは, 入力バッファサイズを無限長としているので, セル棄却は出力側のみで生じる. セル棄却率は, 先に求めた出力待ち行列長の定常状態確率に, 出力待ち行列長が出力バッファサイズ B_o を超える場合の状態遷移確率を掛け合わせることにより次式のように求められる.

$$L_o = \sum_{l=1}^{C_1-1} \sum_{m=l+1}^{\infty} \sum_{i=0}^m l p_{i, B_o - \min(m, C_1) + l + 1} a_{m-i}$$

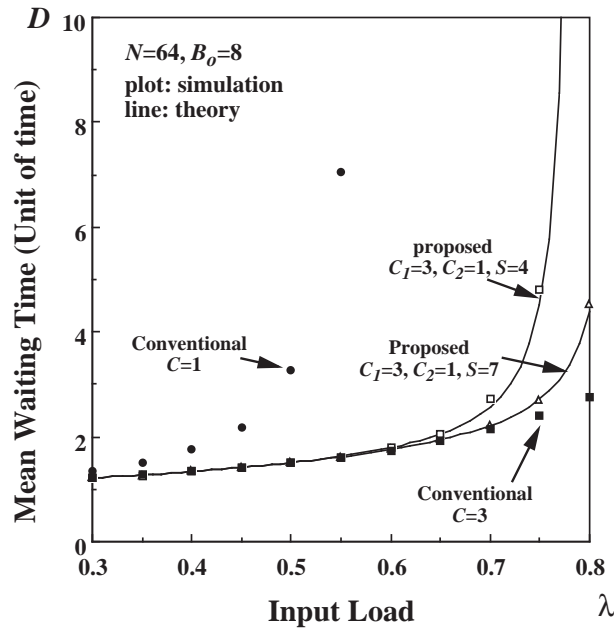


図 2.3: 入力負荷に対する平均系内時間特性

$$\begin{aligned}
 & \cdot r(B_o - \min(m, C_1) + l + 1) \\
 & + \sum_{l=1}^{C_2-1} \sum_{m=l+1}^{\infty} \sum_{i=0}^m l p_{i, B_o - \min(m, C_2) + l + 1} a_{m-i} \\
 & \cdot r'(B_o - \min(m, C_2) + l + 1)
 \end{aligned} \tag{2.14}$$

2.4 特性評価

ここでは、QoS (Quality of Service) を考慮せず、提案方式の基本性能を評価するために、平均系内時間とセル棄却率特性について、理論解析および計算機シミュレーションの結果より、特性評価を行なう。交換機のサイズは $N = 64$ とし、入力バッファサイズ B_i を無限長とする。また、理論解析では入力バッファサイズ B_i を無限長とし、計算機シミュレーションでは入力バッファサイズを十分大きいとみなせる $B_i = 256$ を採用する。比較モデルとして文献 [4] で特性が解析されている QL モードを適用した一つの Speedup Factor C を用いる交換機を用いる。図 2.3 に、従来モデルと提案モデルの平均系内時間特性を示す。従来モデルは $C = 1$ 及び $C = 3$

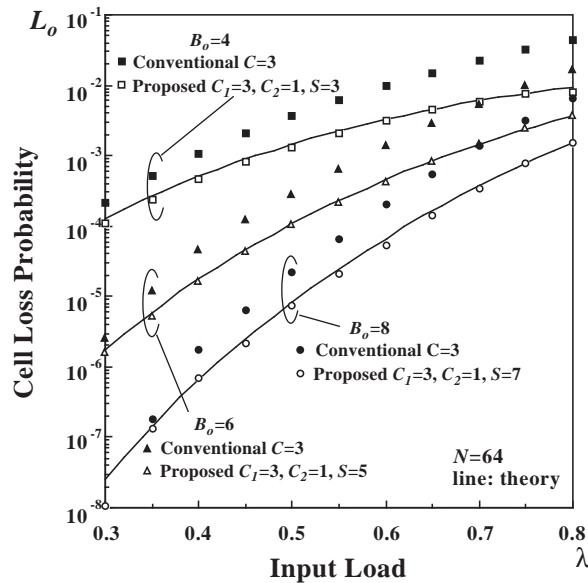


図 2.4: 入力負荷に対するセル棄却率特性

のモデルを用い、提案モデルは $C_1 = 3, C_2 = 1$ の 2 つの Speedup Factor を併用したモデルを用いる。ここで $C_2 = 1, B_o = 8$ とした。図より理論解析と計算機シミュレーションの結果はほぼ一致しており、本研究における解析法の妥当性が確認される。 $S = 4$ と $S = 7$ の提案モデルは、 $C = 1$ の従来モデルと比べ平均系内時間が大幅に軽減している。また、 $C = 3$ の従来モデルと比べ、入力負荷が 0.7 以下の低負荷から中負荷状態にて、 $C = 3$ の従来モデルと比較して同程度の特性を得られることが分かる。それに対して、入力負荷が 0.7 以上の高負荷状態では、特性が劣化していることが分かる。これは、高負荷状態では、出力待ち行列長がしきい値を超えやすくなり、 C_2 が適用される割合が増加することが原因である。その結果、入力待ち行列長が長くなり、入力バッファでの遅延が大きくなるからである。また提案モデルの $S = 4$ と $S = 7$ の場合を比較すると、 $S = 7$ の方が特性が良いことが分かる。この理由は、 C_2 を 1 とするモデルでは、 S が大きいほど、出力待ち行列長がしきい値を超える確率が低くなり、 C_1 が適用される割合が高くなるからである。

図 2.4 に、従来モデルと提案モデルのセル棄却率特性を示す。従来モデルは $C = 1$

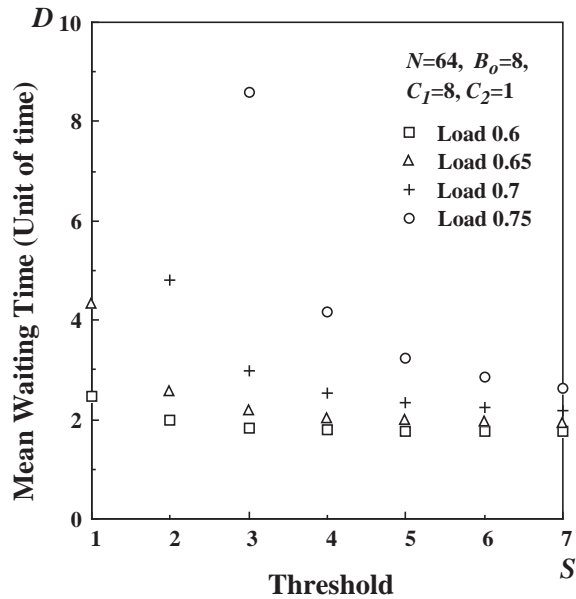


図 2.5: しきい値 S に対する平均系内時間の関係

及び $C = 3$ のモデルを用い, 提案モデルは $C_1 = 3, C_2 = 1$ とした. また, 出力バッファサイズを $B_o = 4, 6, 8$ とし, 提案モデルのしきい値 S をそれぞれ $B_o - 1$ の値にした. 図より理論解析と計算機シミュレーションはほぼ一致しており, 本研究における解析法の妥当性が示される. 従来モデルと比較して, 提案モデルのセル棄却率は, 全ての負荷状態において良い特性を得られることが分かる. これは, 出力待ち行列長が長くなると, 小さな Speedup Factor C_2 が適用され, 出力バッファにおけるオーバーフローが低減されることを示している. 図 2.3 および図 2.4 の結果より, 提案モデルは, 低負荷から中負荷状態において, 平均系内時間特性を従来モデルと比較して同程度に保ち, セル棄却率特性を改善することができ, 有効性が示される. また, 理論解析および計算機シミュレーションの結果からも, $C_1 = C_2$ とすると従来モデルの特性と完全に一致することが分かる.

図 2.5 に, 提案モデルにおけるしきい値 S に対する平均系内時間特性の理論解析による数値解析結果を示す. 結果より, 入力負荷が低い場合には, しきい値 S の値によらず平均系内時間はほぼ一定であるが, 入力負荷が高くなるにつれて, しきい値が

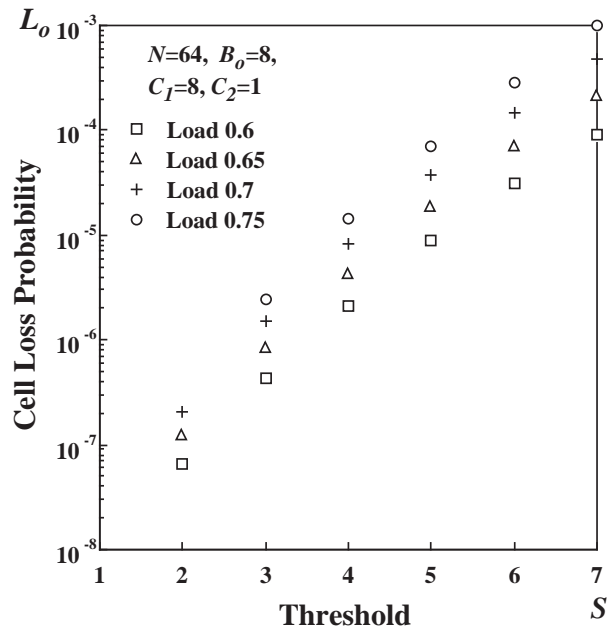


図 2.6: しきい値 S に対するセル棄却率の関係

小さい場合の平均系内時間特性は劣化している。これは、図 2.7 に示したように、入力負荷が高くなると、それに応じて C_2 が適用される確率が高くなることが原因である。従って、高負荷状態では、しきい値を大きく設定することで平均系内時間特性を維持できると考えられる。

図 2.6 に、提案モデルにおけるしきい値 S に対するセル棄却率特性について理論解析の結果を示す。結果より、負荷状態にかかわらずしきい値を大きく設定すると、セル棄却率特性は向上している。また、図 2.5 および図 2.6 の結果より、平均系内時間とセル棄却率特性は、互いにトレードオフの関係にあることが分かる。低負荷から中負荷状態にてセル棄却率を小さくするために S を小さく設定すると、平均系内時間特性をほとんど変化させずにセル棄却率を低減できるが、高負荷状態では、 S を小さく設定すると平均系内時間特性は急激に劣化する。

図 2.7 に、提案モデルにおける入力負荷に対する C_2 が適用される確率に対する理論解析による数値解析結果を示す。結果より、入力負荷が大きくなると C_2 が適用される確率は大きくなっている。また、しきい値 S を大きく設定するほど、 C_2 が適用

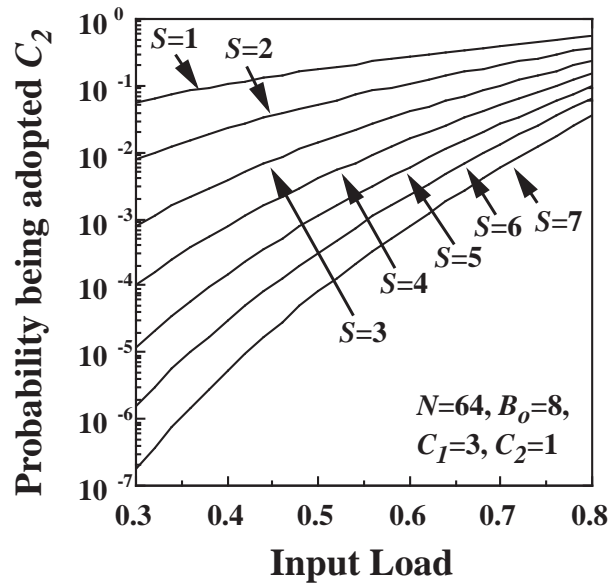


図 2.7: 入力負荷に対する C_2 が適用される確率の関係

される確率は小さくなっていることが分かる。 C_1 を 1 に設定した場合、高負荷状態において C_2 が適用される確率は大きくなるほど、HOL ブロッキングによる入力待ち行列長は長くなり、その結果、平均系内時間特性は急激に劣化する。従って、高負荷状態に対応するためには、要求されるセル棄却率を満たすできるだけ大きい S を設定するべきであると考えられる。具体的に二つの Speedup Factor C_1, C_2 及びしきい値 S の最適化の一例を示すと、平均系内時間特性に厳しい要求がある場合、まず適切なしきい値として、できるだけ大きな値である $S = B_0 - 1$ と設定する。これにより、平均系内時間特性が維持される。次に、二つの Speedup Factor については、文献 [5] において、Speedup Factor を 3 と設定することで出力バッファ型交換とほぼ同等な特性を得ることが理論的に示されていることに加え、 $S = B_0 - 1$ と設定した時に、1 タイムスロットに最大 1 個の packets しか棄却されることはないことから、 $C_1 = 3$ と設定する。また、出力待ち行列長がしきい値を越えた時に適用される C_2 として、1 タイムスロットに出力バッファから出力ラインへと処理される packets 数に等しい $C_2 = 1$ と設定することで、 C_2 が適用された時には、セルの棄却が起こ

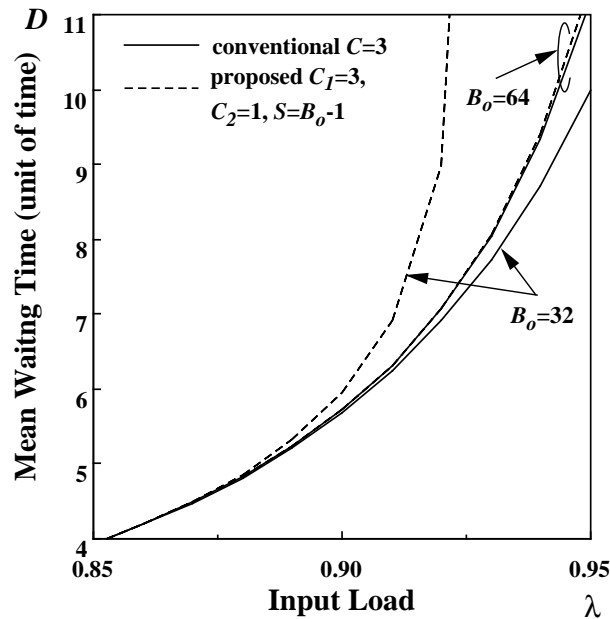


図 2.8: 出力バッファサイズが比較的大きい場合の平均系内時間特性

らないようなモデルが構築される．その結果，平均系内時間特性が維持されたまま，セル棄却率特性を保つことができると考えられる．また，この設定は，平均系内時間を基準に考えているが，セル棄却率特性に要求が厳しい場合は，しきい値をより小さく設定し，ハードウェアの制約の範囲内で C_1 を大きめの値に設定することで要求を満たすことができると考えられる．

図 2.8 に出力バッファサイズが大きい場合の入力負荷に対する平均系内時間特性，図 2.9 に出力バッファサイズが大きい場合の入力負荷に対するセル棄却率特性についての解析結果を示す．図 2.3 と図 2.8 より出力バッファサイズ異なる場合の提案モデルの平均系内時間特性を比較すると，出力バッファサイズが大きい場合の方が高負荷状態でも特性が良いことが分かる．これは，出力バッファサイズを大きくししきい値 S を大きく設定することで， C_2 が適用される確率が小さくなり，その結果，良好な平均系内時間特性が得られると考えられるからである．次に，図 2.9 から，出力バッファサイズが大きな場合においても，出力バッファサイズが小さな場合と同様に，従来モデルと比較して全ての負荷状態において，提案モデルのセル棄却率特

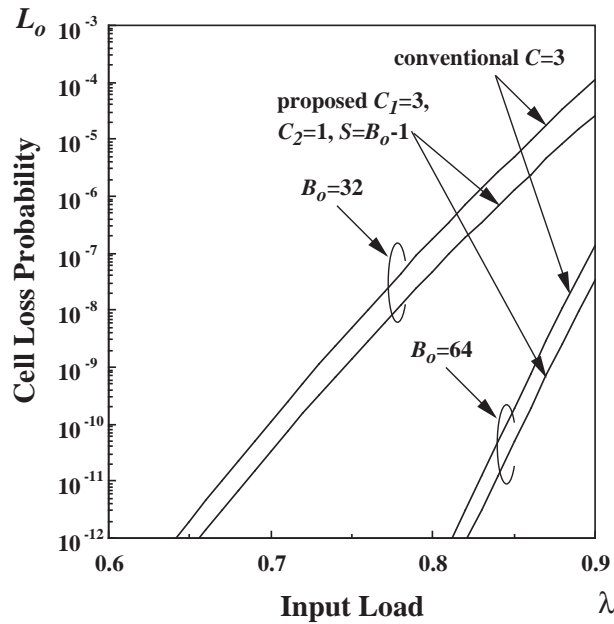


図 2.9: 出力バッファサイズが比較的大きい場合のセル棄却率特性

性が良いことが分かる．これは，出力バッファサイズが小さな場合と比較して，出力待ち行列長が長くなった場合に小さな Speedup Factor C_2 が適用される確率が小さくなるものの，出力バッファにおけるオーバーフローが低減される事が原因であると考えられる．以上より，出力バッファサイズが小さい時だけでなく，大きな場合においても提案モデルが，平均系内時間特性をほとんど劣化させることなく，セル棄却率特性を低減させることができ，提案モデルの有効性が示される．

図 2.10 にバーストラヒックにおける平均系内時間，図 2.11 にバーストラヒックにおけるセル棄却率特性の計算機シミュレーションの結果を示す．本論文では，バーストラヒックとして文献 [6] で示されている，連続的に同じ出力を目指すセルが発生するアクティブ状態とセルが発生しないアイドル状態がある確率で遷移するモデルを用いる．図 2.10 より平均負荷が比較的低い $\lambda = 0.3$ の場合は，提案モデルの平均系内時間特性が従来モデルとほぼ同程度に保たれていることが分かる．一方，平均負荷が比較的高い $\lambda = 0.6$ の場合は，平均バースト長が大きくなると提案モデルの平均系内時間特性が大幅に劣化していることが読み取れる．これは，バースト

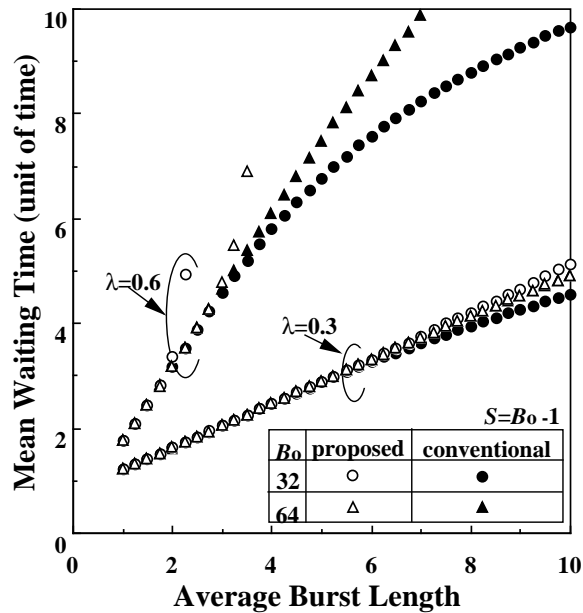


図 2.10: バーストラヒックにおける平均系内時間特性

ラヒックの特徴である一つの入力に対し一つの出力を目指すセルが連続して到着するトラヒックモデルでは，平均負荷は同じでも，小さな Speedup Factor C_2 が適用される確率が大きくなり，その結果，入力バッファの読み出し規制がかかり易くなり，平均系内時間特性が劣化してしまうことが原因であると考えられるからである．また図 2.11 に示されるように，出力待ち行列長がしきい値を越えた時に C_2 が適用されることで，セル棄却率特性は均一トラヒックの場合と同様に，全ての負荷状態において従来モデルと比較して良好な特性が得られることが分かる．このことから，低負荷時においては，平均系内時間特性を劣化させることなく，セル棄却率を低減でき，提案モデルの有効性が示される．これに対し負荷が高い場合において，バーストラヒックの場合は，平均バースト長が大きい環境下で，入力バッファの読み出し規制による平均系内時間特性の劣化を防ぐために，一度に出力バッファに送られるセル数を増やし， $C_2 = 2$ と設定することが望ましいと考えられるが， $C_2 = 2$ と設定することで，提案モデルのセル棄却率特性は劣化し，従来モデルに近づくことが予想されるため，提案モデルの有効性は低くなってしまふと考えられる．そこで，

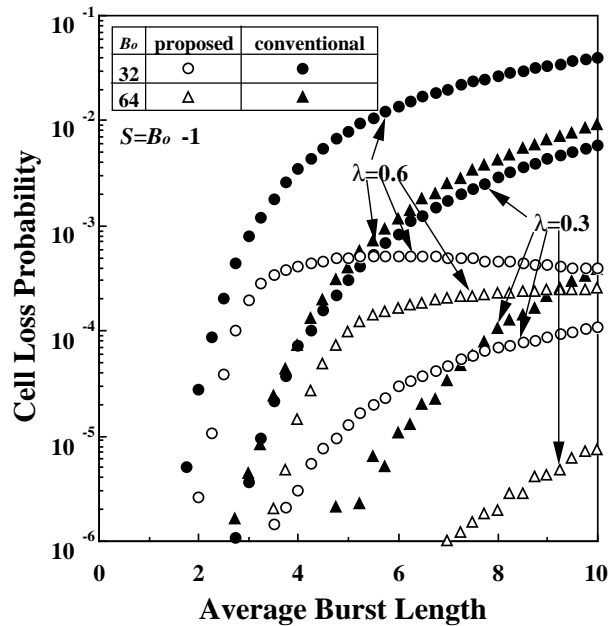


図 2.11: バーストラヒックにおけるセル棄却率特性

平均系内時間特性の劣化を最小限にするために，入力バッファの先頭のセルがスタックした場合に，先頭のセルとは異なった出力を目指すセルを先に処理する，window方式や入力バッファでの RIRO 方式により提案モデルの平均系内時間特性の劣化を抑えることができると考えられる．

2.5 第 2 章のまとめ

本章では，複数のセルが同時に一つの出力ポートを目指す競合時に，出力待ち行列長に設けた閾値を基準に，その出力ポートへ同時に送ることのできるセル数 (Speedup Factor) C を変化させるモデルを提案した．提案モデルは，出力待ち行列長が閾値を越えていない時に大きな C を用いることで，出力ポートに多くのセルを転送し，越えている時には小さな C を用い，入力側でセルを待機させ，出力バッファにおけるオーバーフローを低減できる．平均系内時間およびセル棄却率を理論解析と計算機シミュレーションにより特性評価した結果，提案モデルは，従来モデルと比較して，

遅延特性をほとんど劣化させずに, セル棄却率特性を改善できることが示された.

第2章参考文献

- [1] M.J. Karol, M.G. Hluchyj, and S.P. Morgan, “Input versus output queueing on a space-division packet switch”, *IEEE Trans. Commun.*, vol.COM-35, pp.1347–1356, Dec. 1987.
- [2] I. Illiadis and W.E. Denzel, “Analysis of packet switches with input and output queueing”, *IEEE Trans. Commun.*, vol.41, no.5, pp.731–740, May. 1993.
- [3] M.J. Lee and D.S. Ahn, “Cell loss analysis and design trade-offs of nonblocking ATM switches with nonuniform traffic”, *IEEE/ACM Trans. Networking.*, vol.3, no.2, pp.199–210, Apr. 1995.
- [4] A. Pattavina and G. Bruzzi, “Analysis of input and output queueing for non-blocking ATM switches”, *IEEE/ACM Trans. Networking.* , vol.1, no. 3, pp.314–328, June. 1993.
- [5] N. Yoshihashi and I. Sasase, “Effect of number of packets enable to send simultaneously to the same output and input buffer control policy on the waiting time in packet switch”, *IEICE Trans. Commun.*, vol.J-78-B-I, no.3, pp.147–156, Mar. 1995.
- [6] H.S. Kim, “Design and performance of multinet switch: a multistage ATM switch architecture with partially shared buffers,” *IEEE/ACM Trans. Networking.*, vol.2, no.6, pp. 571–580, Dec. 1994.

第3章

マルチキャストパケット混在トラヒックでのシングルホップ光ネットワークにおけるチャンネル予約プロトコルの特性解析

3.1 はじめに

第1章で述べたように、端末の移動性を考慮したマルチメディア通信ネットワークには、バックボーン系、アクセス系、LANのそれぞれのネットワークにおいて、データ損失及び遅延特性を低減する必要がある。第2章において取り扱ったバックボーン系に続き、本章ではLANに着目し、LANへの適用が期待される波長分割多重(WDM: Wavelength Division Multiplexing)[1]を用いた光ネットワークにおいて遅延特性の改善を目的とする。

WDM光ネットワークは、ファイバの帯域幅を複数のチャンネルに分割し、特定のチャンネルを通信したいユーザ同士に対して割り当てるものである。現在、電気信号と光信号の変換が毎秒数ギガビットでしか行うことができないため、WDM技術を用いることで、異なった波長の複数の電気-光素子を並列に並べファイバの帯域を有効に活用することができるため、注目を集めている。WDM光ネットワークは、2ユーザ間を結ぶホップ数により、シングルホップおよびマルチホップネットワークに分類

される [2],[3]. マルチホップネットワークは、大規模なネットワークの構築に適しており、低速なデバイスで実現可能であるという利点を有する [2]. それに対し、シングルホップネットワークは、2 ユーザが直接通信をすることが可能で、デバイス技術の発達に伴い高速なネットワーク制御が可能になったことで、小規模な LAN において有効な方式であることが知られている [3]. シングルホップネットワークにおいては、各ユーザをスターカプラに接続し、全ての波長チャンネルを全てのユーザで共有する。このチャンネル割り当ては、前もって割り当てるか、またはその都度受信機または送信機を必要なチャンネルに合わせることによって行われる。近年では、チャンネルの一つを制御チャンネルとし、パケット長の短い制御パケットをあらかじめ転送し、チャンネルの予約を行い、予約を獲得したユーザに対してデータチャンネルが割り当てられる方式が提案されている [4]. この方式は、パケット長の長いデータパケット同士が衝突することを回避できるため、比較的良好なスループット特性を得られる方式であることが知られている。しかし、目的アドレスの競合とデータチャンネルの利用状態を調べるために、パケット送信予約を獲得するために少なくとも2 タイムスロットが必要であり、伝搬遅延の大きい環境下での遅延特性の劣化が指摘されている。この問題点を解決し、1 タイムスロットで予約を完了できる方式として SURP (slotted unbuffered reservation protocol) 方式 [5] が提案されている。この方式は、転送された制御パケットの中に含まれた目的アドレスの情報から他のユーザとの目的アドレス競合の有無を確認し、アドレスの競合を起こさなかったユーザに対し、順番にチャンネルを割り当てるものである。この方式の特徴は、パケット長の短い制御パケットをあらかじめ転送し、チャンネル予約を獲得した後にデータパケットの転送を行うことでデータパケット同士の衝突が生じず、高いスループット特性を得られことに加え、伝搬遅延の大きな状況でも遅延特性に与える影響が小さいという利点を併せ持つ方式として注目されている。

一方、1 ユーザから複数のユーザに対し同時に同じ情報を転送するトラヒック、すなわちマルチキャストトラヒックをネットワーク上で扱う重要性が高まっている。具

体的には、放送と通信の融合を意識した CATV やリアルタイムに動画像情報を転送するテレビ会議システムなどのアプリケーションが考えられ、今後ますます、ネットワーク上をマルチキャストトラフィックが占める割合が増加していくことが予想される。このような要求に対し、光ネットワークにおいてもマルチキャストトラフィックを扱う研究が盛んに行われている [6]-[8]。文献 [7] では、送信ユーザと受信ユーザの組に対して、あらかじめ一つのミニスロットを割り当てる方式が提案されている。この方式は、マルチキャストトラフィックを扱うために一人のユーザが複数の制御パケットを転送するため、制御チャンネルを有効利用できず、ユーザ数を増やすことが容易ではないという問題点がある。また文献 [8] では、各ユーザが送信機として固定波長レーザを、受信機として可変波長フィルタ備えた FT-TR 型ネットワークを考慮し、各送信ユーザに対して、あらかじめ制御チャンネルの一つのミニスロットを割り当てる方式が提案されている。この方式は、FT-TR 型ネットワークにおけるプロトコルであるため、システムの特徴が各送信機の固定波長の割り当てに依存し、ネットワークの構築における柔軟性の点で問題があると考えられる。SURP 方式は送受信機共に可変波長素子を用いる TT-TR 型ネットワークを考慮しているため、柔軟なネットワークを構築できるが、対一通信のための方式であり、マルチキャストトラフィックに対応していない。しかし、この方式がブロードキャストアンドセレクト型のプロトコルであることを考慮すると、複数の受信ユーザが同時に同一波長にチューニングすることで、容易にマルチキャストトラフィックに対応することができると考えられる。

本章では、まずマルチキャストパケットを扱うために制御パケットに複数の目的アドレスを含むように SURP 方式を修正し、マルチキャストパケット混在トラフィックにおける修正 SURP 方式の特性を理論解析する。解析結果より、修正 SURP 方式はマルチキャストパケット混在トラフィックにおいて、低中負荷状態において良好な特性が得られることを示す。また高負荷状態においては、制御パケット同士の衝突の増加に加えて、マルチキャストトラフィックのように目的アドレスの競合が起こりやすい状況では、特性が著しく劣化することを示す。次に、修正 SURP 方式の高負荷状態に

における特性を向上させるために、修正 SURP 方式に新たに二つの操作を付加し、制御チャンネルの一部を優先ミニスロットとして用いる SURP 方式を新たに提案する。第一の付加操作として、他の制御パケットと衝突しなかったにもかかわらず、目的アドレスの競合によりチャンネル予約の獲得できなかったユーザに対し、他のユーザからの制御パケットが転送されない優先ミニスロットを割り当てる。この操作を付加することで、一度制御パケットが衝突しなかったユーザは確実に予約を獲得できる。第二の付加操作として、優先ミニスロットを設けることによる制御チャンネルでの競合を低減させるために、優先ミニスロットに割り当てられたユーザの目的アドレスと重複するアドレスをもつユーザの制御パケットの転送を、優先ミニスロットに割り当てられたユーザのアドレスと重複しなくなるまで延期させる。マルチキャストパケット混在トラヒックにおける、修正 SURP 方式のスループットおよび遅延特性については理論解析および計算機シミュレーションを用いて、また二つの操作を付加した提案 SURP 方式については計算機シミュレーションにより特性評価を行う。結果より提案 SURP 方式は、高負荷状態における特性劣化を低減させることができ、マルチキャスト混在トラヒックに対して有効な方式であることを示す。

まず、ネットワーク全体の構成と修正 SURP 方式およびマルチキャストパケット混在トラヒックに有効な提案 SURP 方式の動作を示し、3.3 でマルチキャストパケット混在トラヒックにおける修正 SURP 方式の特性を理論解析する。3.4 では解析結果及び計算機シミュレーションの結果により修正 SURP 方式および提案 SURP 方式の特性を評価し、提案 SURP 方式の有効性を示す。最後に 3.5 で結論を述べる。

3.2 マルチキャストパケット混在トラヒックに有効な SURP 方式の提案

図 3.1 にネットワーク構成の全体図を示す。ネットワークは、 M 人のユーザと受動的に動作するスターカブラで構成される。スターカブラに入力された信号は、電力が

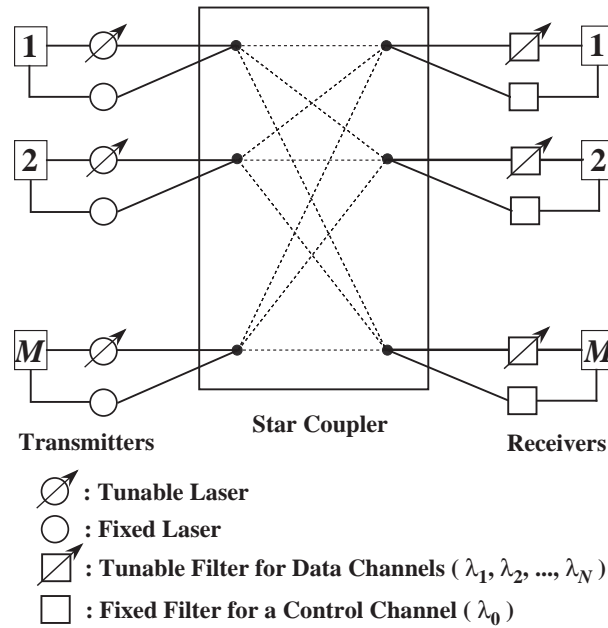


図 3.1: シングルホップ光ネットワークの構成

$1/M$ になり, M 個の出力に等しく出力される. そのため, M 個の入力から同時に信号が入力された場合, 各出力へは M 入力からの信号が重ね合わされた信号が同時に転送される. 光ファイバの帯域を $N + 1$ 個の波長によるチャンネルに分割し, それぞれを波長 $\lambda_0, \lambda_1, \dots, \lambda_N$ と定義する. そのうち波長 λ_0 は制御チャンネルとして, 各ユーザによりデータチャンネルの予約をするために用いられる. 残りの N チャンネルはデータチャンネルとして, チャンネル予約を獲得したユーザにより実際のデータを転送するために用いられる. 各ユーザは, 送信機と受信機をそれぞれ 2 個ずつ持つ. 送信機として, 制御チャンネルにチューニングされた固定波長レーザと, 全てのデータチャンネルに波長をチューニングできる可変波長レーザを備える. 同様に受信機として, 固定波長フィルタと可変波長フィルタを備える. また, これらの可変波長素子のチューニング時間は無視できると仮定する. 提案方式では, 各ユーザは制御チャンネルの複数ミニスロットの中からランダムに一つを選択し, 制御ミニパケットを送信する. 各ユーザにより送信された制御パケットはスターカプラにより合成され, 各ユーザの受信側には同一の信号が到着する. 各ユーザはタイムスロットごとに, 受信側に到着し

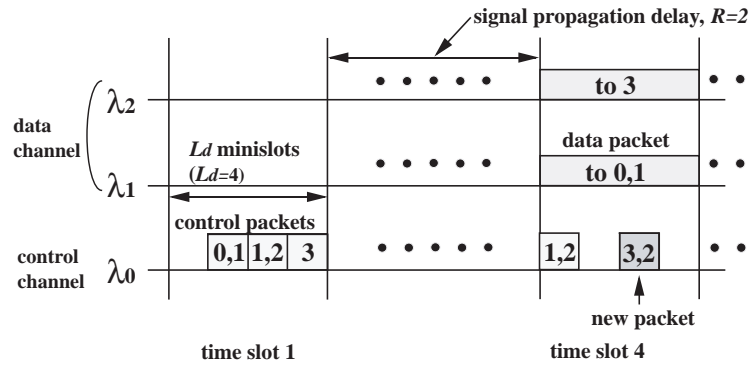


図 3.2: 修正 SURP 方式におけるチャンネル予約手順

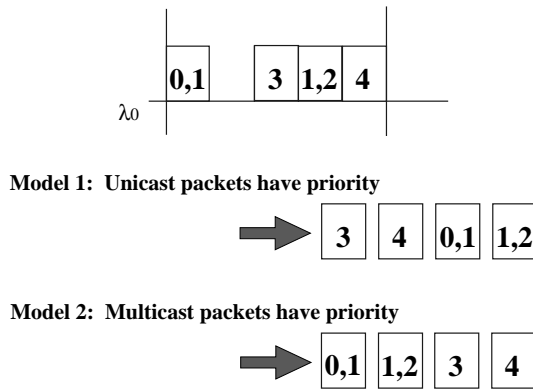


図 3.3: モデル 1 とモデル 2

た制御ミニパケットの競合結果を参照し、各ユーザにおける分散制御により、アドレスの重複の検出がなされる。ここでは、まず従来の SURP 方式を修正し、マルチキャストトラヒックに対応するために制御パケットに複数の目的アドレスを含んだ修正 SURP 方式について示し、つぎに修正 SURP 方式に新たに二つの操作を付加することで、高負荷状態での特性の向上させる提案 SURP 方式について示す。

3.2.1 修正 SURP 方式

図 3.2 に 修正 SURP 方式におけるチャンネル予約手順を示す。チャンネルは制御チャンネルとデータチャンネルからなり、共にまずデータパケットの転送時間 T_d を単位時間

としたタイムスロットに分割される。さらに制御チャンネルは、制御パケットの転送時間 T_c を単位時間とした L_d 個のミニスロットに分割される。また各ユーザから転送された信号がスターカプラを通して、すべての端末に到着するまでの伝播遅延は、文献 [5] と同様にタイムスロットの整数倍の R タイムスロットであると仮定する。

タイムスロット t のはじめにデータパケットが到着したユーザは、タイムスロット t の波長 λ_0 を用いて制御チャンネルの L_d 個のミニスロットの 1 つをランダムに選択し、パケット長が短い制御パケットを転送する。制御チャンネルでの競合の結果は、伝播遅延 R を経て、タイムスロット $t + R + 1$ のはじめに全てのユーザに伝えられる。制御チャンネルでは slotted ALOHA 方式が適用され、複数のユーザが一つのミニスロットに制御パケットを転送した場合、パケット同士が衝突するため、競合した全てのユーザの予約は失敗する。他のユーザからの制御パケットとの衝突が起らなかったユーザは、次にその目的アドレスが調べられる。この動作について図 3.2 の例を用いて説明する。タイムスロット 1 で、3 個の制御パケットが衝突しなかったと仮定する。まず、左から 2 番目のミニスロットに制御パケットを転送した 0 および 1 を目指すユーザは、タイムスロット 1 において最初に目的アドレスを調べられたユーザなので、他のユーザの目的アドレスと重複せず、伝播遅延 $R = 2$ の後、タイムスロット 4 において、波長 λ_1 を用いたデータチャンネルでのデータパケットの送信予約を確保する。次に、3 番目のミニスロットの 1 および 2 を目指すユーザは、目的アドレス 1 が先に予約を成功させたユーザと重複するため、予約に失敗する。また、4 番目のミニスロットに制御パケットを転送した 3 を目指すユーザは、先に予約の成功したユーザの目的アドレスと重複しないため、タイムスロット 4 の波長 λ_2 に予約を確保する。この例では、波長多重できるデータチャンネル数が 2 であるため、最高で 2 ユーザまで同時にデータチャンネルでのパケット送信予約をすることができる。予約を獲得できなかったユーザは、タイムスロット 4 以降、予約が成功するまで同じ動作を繰り返す。

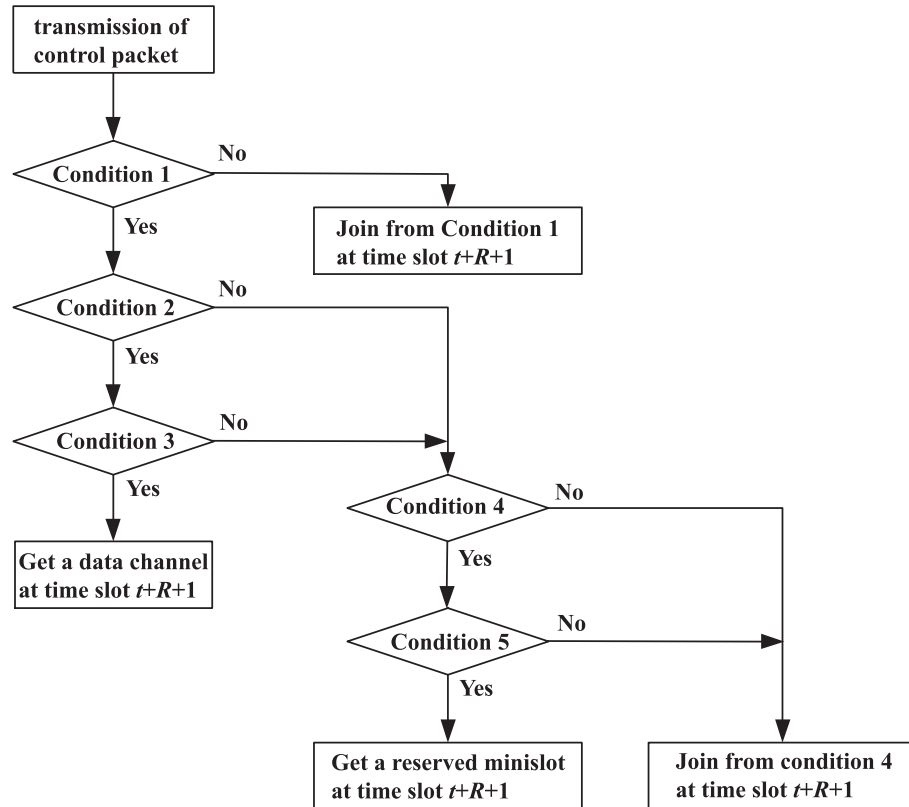
修正 SURP 方式と従来の SURP 方式の相違点は、つぎの二点である。一つは、制御パケットの情報が従来の SURP 方式では一つの目的アドレスのみを含んでいるのに

対し、修正SURP方式ではマルチキャストパケットに対応するため、複数の目的アドレスを含む点である。もう一つは、制御パケットが衝突しなかったユーザの目的を調べる際に、図3.3に示すように、ユニキャストパケットから調べるモデル1と、マルチキャストパケットから調べるモデル2の二つのモデルを考慮する点である。図3.2では、モデル1の例を示している。モデル1では、ユニキャストパケットを優先的に処理することにより、ユニキャストパケットの遅延を低く保てることが期待される。また、モデル2では、目的アドレスの競合しやすいマルチキャストパケットを優先的に処理することにより、良好なマルチキャストパケットの遅延特性を得るだけでなく、ユニキャストパケットの特性も大幅に劣化しない方式であると考えられる。

3.2.2 提案SURP方式

修正SURP方式は、高負荷状態において、制御チャンネルの競合に参加するユーザ数が増加することで競合が激しくなり、転送された制御パケットが他の制御パケットと衝突する確率が大きくなる。それに加えて、マルチキャストトラヒックを扱った場合は、目的アドレスが競合しやすくなるため、制御パケットが衝突しなかったユーザが、目的アドレスが競合することにより予約に失敗し、もう一度制御チャンネルの激しい競合に参加しなければならないため、特性が著しく劣化する。そこで、ユニキャストパケットに加えてマルチキャストパケットが混在したトラヒック状況下で、高負荷状態における特性劣化を防ぐために、修正SURP方式に二つの操作を付加したプロトコルを提案する。提案SURP方式では、制御チャンネルの L_d 個のミニスロットの一部が優先ミニスロットとして用いられる。伝搬遅延 R が存在するため、タイムスロット t の制御チャンネルの競合の状態によりタイムスロット $t+R+1$ の優先ミニスロット数が決定する。またデータチャンネル数を N と仮定すると、優先ミニスロット数は最大 N 個となる。提案SURP方式では、以下に示す二つの操作が付加される。

[操作1] タイムスロット t において、図3.4に示すフローチャートに従って処理が行われる。図3.4に示した五つの条件は以下のとおりである。



Condition 1: The control packet does not collide with others.

Condition 2: None of destination addresses overlaps with addresses of users who have reservation of data channel at time slot $t+R+1$.

Condition 3: Number of users who has reservation of data channel at time slot t , does not exceed number of data channel N .

Condition 4: None of destination addresses overlaps with addresses of users who have reservation of reserved minislot at time slot $t+R+1$.

Condition 5: Number of users who has reservation of reserved minislot at time slot $t+R+1$, does not exceed number of data channel N .

図 3.4: 提案 SURP 方式におけるチャンネル予約手順のフローチャート

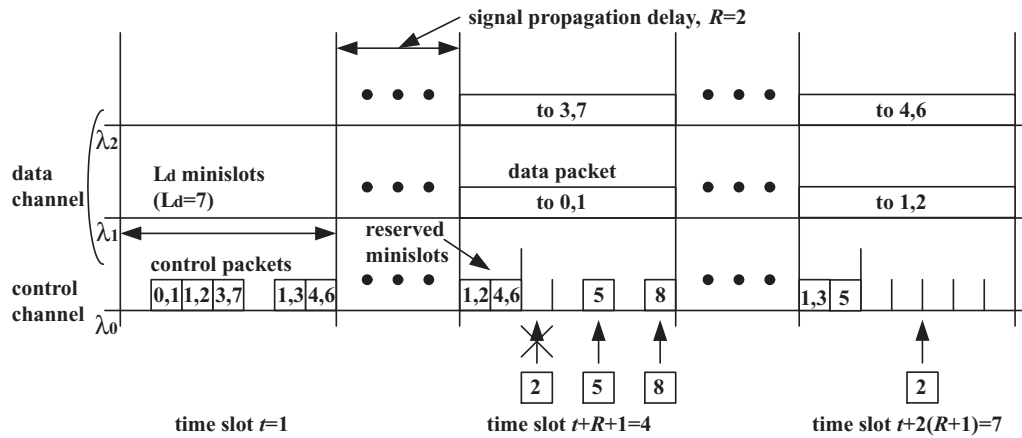


図 3.5: 提案 SURP 方式におけるチャンネル予約手順

- (1) 制御パケットが他の制御パケットと衝突しなかった .
- (2) すべての目的アドレスがタイムスロット $t + R + 1$ のデータチャンネルの予約を獲得したユーザのものと重複しなかった .
- (3) タイムスロット t における予約獲得ユーザ数がデータチャンネル数を超えなかった .
- (4) すべての目的アドレスがタイムスロット $t + R + 1$ の優先ミニスロットを獲得したユーザの目的アドレスと重複しなかった .
- (5) タイムスロット $t + R + 1$ の優先ミニスロットを獲得したユーザ数がデータチャンネル数を超えなかった .

[操作 2] 制御チャンネルの競合に参加するユーザの目的アドレスが、タイムスロット t の優先ミニスロットを割り当てられたユーザの目的アドレスと重複する場合、タイムスロット t では制御パケットの転送を行わず、伝搬遅延 R を経たタイムスロット $t + R + 1$ 以降、そのタイムスロットの優先ミニスロットを割り当てられたユーザの目的アドレスと重複しなくなるまで制御パケットの送信を延期する .

図 3.5 に提案 SURP 方式の予約手順を示す . 図 3.5 に示すように、タイムスロット $t = 1$ にて制御チャンネルでの競合に勝った 5 個の制御パケットは、左から順にその目

的地址が調べられる。いちばん左の0,1を目指すユーザは、図3.4の条件1,2及び3のすべてを満たすため、伝搬遅延 $R = 2$ を経たタイムスロット $t + R + 1 = 4$ にて、チャンネル λ_1 の獲得に成功する。左から2番目の1,2を目指すユーザは、目的アドレス1が既に予約を獲得した0,1を目指すユーザと重複するため条件2を満たさないが条件4及び5を満たしているため、タイムスロット4の左から1番目の優先ミニスロットを獲得する。左から3番目の3,7を目指すユーザは、目的アドレスが既に予約を獲得している0,1を目指すユーザと重複しないためタイムスロット4にて、チャンネル λ_2 の獲得に成功する。つぎに、左から4番目の1,3を目指すユーザは、その目的アドレスが既に予約を獲得した3,7を目指すユーザのアドレスと重複し、タイムスロット4の左から1番目の優先ミニスロットを獲得した1,2を目指すユーザと重複するため、条件2と条件4を満たさず、タイムスロット4では優先ミニスロットを獲得できず、タイムスロット $t + 2(R + 1) = 7$ の左から1番目の優先ミニスロットを獲得する。最後に左から5番目の4,6を目指すユーザは、既にデータチャンネルの予約を獲得している0,1及び3,7を目指すユーザの目的アドレスと重複しないが、1タイムスロットにデータチャンネルの予約を獲得できるユーザ数はチャンネル数 $N = 2$ のため、条件2及び5を満たさないため、タイムスロット1では予約を獲得できず、タイムスロット4の左から2番目の優先ミニスロットを獲得する。タイムスロット4では、2個の優先ミニスロットが予約されているため、新たに競合に参加するユーザは、優先ミニスロット以外の5個のミニスロットの一つをランダムに選んで制御パケットを転送する。したがって優先ミニスロットを獲得したユーザは、新たに競合に参加するユーザが転送する制御パケットと衝突することなく、タイムスロット7のデータチャンネルを獲得できる。ここでタイムスロット4にて、新たに2と5及び8を目指す3ユーザが競合に参加したと仮定する。2を目指すユーザは、目的アドレス2が1番目の優先ミニスロットを確保している1,2を目指すユーザと重複し、制御パケットを転送しても目的アドレスの重複によりデータチャンネルを獲得することができないため、タイムスロット4では制御パケットを転送せず、タイムスロット7

の競合ミニスロットの一つをランダムに選んで制御パケットを転送する。タイムスロット4では既に1,2及び4,6を目指す2ユーザがデータチャンネルの予約を獲得しているため,5を目指すユーザはタイムスロット7の左から2番目の優先ミニスロットを獲得する。また,8を目指すユーザは,タイムスロット7における優先ミニスロットがデータチャンネル数 N を超えてしまうため,タイムスロット $t+3(R+1)=10$ の左から1番目の優先ミニスロットを獲得する。提案SURP方式では,操作1を加えることで,制御パケットが衝突しなかったユーザが,目的アドレスが競合することにより予約に失敗した際に,もう一度制御チャンネルの激しい競合に参加する必要がなく,伝搬遅延を経た後確実に予約を獲得できる。そのため,マルチキャストパケットのように,目的アドレスを複数持ち,目的アドレスの競合が起こりやすいトラヒックを扱った場合,特性の向上が見込まれる。また,操作1を加えることによる弊害として,優先ミニスロットを確保することにより,制御チャンネルのミニスロット数が減少し,その結果制御チャンネルでの競合が激しくなることが考えられる。そこで,操作2を加え,制御パケットを転送するユーザ数を制限することで,競合を軽減させ,特性劣化を防ぐことが可能であると考えられる。

3.3 特性解析

ここでは,マルチキャストトラヒックを扱うために制御パケットに複数の目的アドレスを含むようにSURP方式を修正した修正SURP方式のマルチキャストパケット混在トラヒックにおけるスループットおよび遅延特性を理論解析する。まず,制御チャンネルでの競合後,ユニキャストパケットに優先的にチャンネルを与えるモデル1の特性を解析する。理論解析にあたり,以下の仮定を用いる。

- タイムスロットの終りに,ユーザがデータパケットを持たない場合または,そのタイムスロットで予約が成功した場合には,到着率 σ で新しいデータパケットが到着する。

- 新たに到着したデータパケットがユニキャストパケットである確率は、ユニキャスト率 P_u で与えられる。従って、新たに到着したデータパケットがマルチキャストパケットである確率は $1 - P_u$ となる。また、マルチキャストパケットの目的アドレス数は、 m で一定とする [6]。
- 目的アドレスは、ランダムに選ばれる均一トラヒックを用いる。

あるタイムスロットのはじめに i ユーザが送信すべきユニキャストパケットを持ち、 j ユーザがマルチキャストパケットを持つ場合を状態 (i, j) と定義する。データパケット到着率が時間的に変動しないトラヒックを扱うため、システムは定常状態をもち状態遷移確率はタイムスロット t に依存しない。定常状態確率 π_{ij} を求めるために、状態 (i, j) から (k, l) への状態遷移確率 $P_{(i,j) \rightarrow (k,l)}$ を導出する。そのために以下の条件付き確率を考慮する。

- $U(k, l|i, j)$: 状態 (i, j) の時に、 k 個のユニキャストパケットと l 個のマルチキャストパケットが送信予約に成功する確率
- $A(j|i)$: あるタイムスロットのはじめに、 i ユーザが送信すべきデータパケットを持っている場合に、それ以外の j ユーザに新たにデータパケットが到着する確率。

$P_{(i,j) \rightarrow (k,l)}$ は、次の場合を考慮することで導出される。あるタイムスロットのはじめに、システムが状態 (i, j) であった場合において、 x 個のユニキャストパケットと y 個のマルチキャストパケットの送信予約が失敗し、予約に失敗した合計 $x + y$ ユーザのうち、 $k - x$ ユーザにはユニキャストパケット、 $l - y$ ユーザにはユニキャストパケットがそれぞれ新たに到着した時には、状態 (k, l) への状態遷移が起こるため、状態遷移確率は次式のように与えられる。

$$P_{(i,j) \rightarrow (k,l)} = \sum_{x=0}^{\min(k,i)} \sum_{y=0}^{\min(l,j)} U(i-x, j-y|i, j) \times A(k+l-x-y|x+y)$$

$$\times B(k+l-x-y, P_u, k-x), \quad (3.1)$$

ここで, $A(j|i)$ は次式で与えられる.

$$A(j|i) = \binom{M-i}{j} \sigma^j (1-\sigma)^{M-i-j}. \quad (3.2)$$

また $B(i, p, j)$ は二項分布を示し, 次式で与えられる.

$$B(i, p, j) = \binom{i}{j} p^j (1-p)^{i-j}. \quad (3.3)$$

次に $U(k, l|i, j)$ を得るために, 以下の条件付き確率を考慮する.

- $Q(j|i)$: i ユーザが制御チャンネルのミニスロットでの競合に参加した時に, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率.
- $P_U(s|i)$: ユニキャストパケットをもち制御パケットが衝突しなかったユーザが i 人いる時, そのうち s 人が目的アドレスの競合に勝つ確率.
- $P_M(j|i, s)$: そのタイムスロットで, ユニキャストパケットをもち制御パケットが衝突せず, さらに目的アドレスの競合に勝ったユーザが s 人存在し, マルチキャストパケットをもち制御パケットが衝突しなかったユーザが i 人いる時, i 人のうち j 人が目的アドレスの競合に勝つ確率.

文献 [5] では, 一つのタイムスロットに着目し, そのタイムスロットのいちばん左のミニスロットから競合を見ていき, 残りのミニスロット数が l であるときに, 残り i ユーザが制御チャンネルのミニスロットでの競合に参加し, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率が $Q_l(j|i)$ と定義されている. 本論文の $Q(j|i)$ は, ミニスロット数が L_d スロットあるときに, i ユーザが制御チャンネルのミニスロットでの競合に参加し, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率であり, 文献 [5] の $Q_{L_d}(j|i)$ が本論文における $Q(j|i)$ にあたる. $Q_l(j|i)$ を得るために, 次の確率を考慮する.

- $P_l^I(j|i)$: そのミニスロットに制御パケットが転送されず, あるタイムスロットで残りのミニスロット数が l スロットあるときに, i ユーザが制御チャネルの競合に参加し, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率.
- $P_l^S(j|i)$: そのミニスロットに制御パケットが一つ転送され, あるタイムスロットで残りのミニスロット数が l スロットあるときに, i ユーザが制御チャネルの競合に参加し, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率.
- $P_l^C(j|i)$: そのミニスロットに制御パケットが二つ以上転送され, あるタイムスロットで残りのミニスロット数が l スロットあるときに, i ユーザが制御チャネルの競合に参加し, j ユーザが他の制御パケットと衝突しない確率.

そのミニスロットに制御パケットが転送されなかった場合, 残りの $l-1$ 個のミニスロットに i ユーザが制御パケットを転送し, j 個の制御パケットの転送が成功するため, $P_l^I(j|i)$ は次式のように示される.

$$P_l^I(j|i) = \binom{l-1}{l} Q_{l-1}(j|i). \quad (3.4)$$

そのミニスロットに一つの制御パケットが転送された場合, その制御パケットの転送は成功するため, 残り $l-1$ 個のミニスロットに $i-1$ ユーザが制御パケットを転送し, $j-1$ 個の制御パケットの転送が成功するため, $P_l^S(j|i)$ は次式のように示される.

$$P_l^S(j|i) = \binom{i}{1} \left(\frac{1}{l}\right) \left(\frac{l-1}{l}\right)^{i-1} Q_{l-1}(j-1|i-1). \quad (3.5)$$

そのミニスロットに二つ以上の制御パケットが転送された場合, その制御パケットの転送は失敗するため, そのミニスロットに転送された制御パケット数を k 個であると仮定すると, $l-1$ 個のミニスロットに $i-k$ ユーザが制御パケットを転送し, j 個の制御パケットの転送が成功するため, $P_l^C(j|i)$ は次式のように示される.

$$P_l^C(j|i) = \sum_{k=2}^{i-j} \binom{i}{k} \left(\frac{1}{l}\right)^k \left(\frac{l-1}{l}\right)^{i-k} Q_{l-1}(j|i-k). \quad (3.6)$$

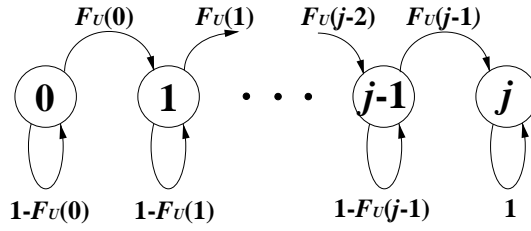


図 3.6: モデル 1 におけるユニキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図

ただし, $l \geq 2$ かつ $i \geq j \geq 0$ とする. $Q_l(j|i) (l = 1, 2, \dots, L_d)$ はこれらの確率を用いると, 次の回帰的な方程式として示される.

$$Q_l(j|i) = P_l^I(j|i) + P_l^S(j|i) + P_l^C(j|i). \quad (3.7)$$

この境界条件は, $Q_1(0|i) = 1, Q_1(1|i) = 0$ for $i \geq 2, Q_1(j|i) = 0$ for $i \geq j \geq 2, Q_1(0|0) = 1, Q_1(0|1) = 0, Q_1(1|1) = 1, Q_l(j|i) = 0$ for ($l \leq 1$ and, $i, j \leq 0$) or ($l \geq 1, j > i$) となる.

$U(k, l|i, j)$ は, i 個のユニキャストパケットと j 個のマルチキャストパケットをもつ合計 $i + j$ ユーザのうち, y 個のユニキャストパケットと $x - y$ 個のマルチキャストパケットをもつ合計 x ユーザの制御パケットが衝突せず, さらに k 個のユニキャストパケットと l 個のマルチキャストパケットをもつユーザの送信予約が成功した場合を示すため, 以下の式で示される.

$$U(k, l|i, j) = \begin{cases} \sum_{x=k+l}^{i+j} \sum_{y=\max(k, x-j)}^{\min(i, x-l)} Q(x|i+j) P_U(k|y) \\ \quad \times P_M(l|x-y, k) \frac{\binom{i}{y} \binom{j}{x-y}}{\binom{i+j}{x}} & \text{for } k+l < N, \\ \sum_{x=N-k}^j U(k, x|i, j) & \text{for } k+l = N \text{ and } k < N, \\ \sum_{x=N}^i \sum_{y=0}^j U(x, y|i, j) & \text{for } k = N \text{ and } l = 0, \\ 0 & \text{for elsewhere.} \end{cases} \quad (3.8)$$

$P_U(j|i)$ を得るために, 図 3.6 の状態遷移モデル [9] を考慮する. 状態 x は, あるタイムスロットにて目的アドレスが競合しないユーザ数が x である確率を示す. タイムスロットの始めに送信すべきユニキャストパケットを持つユーザが j 人いたと仮定すると, 状態遷移はそのタイムスロット中に j 回起こる. 初期状態は状態 0 であり, 状態 0 から j までの全ての状態確率の和は 1 となる. ユニキャストパケットが優先的に処理されるモデル 1 では, はじめにユニキャストパケットを持つユーザの目的アドレスを調べる. ユーザの目的アドレスを調べ, 目的アドレスがそのタイムスロットで先に予約を得ているパケットのものと重複しなければ, 1 つ右の状態へと遷移する. 先に予約を得ているパケットのアドレスと重複した場合は, 同じ状態へと遷移する. 今, タイムスロットの途中で状態が i であると仮定すると, そのタイムスロットでは既に i 個のアドレスが予約されているので, M 個の目的アドレスのうち $M - i$ 個のどれかを選んだ場合に新たに予約が成功するので, 状態 i で目的アドレスが競合しない確率 $F_U(i)$ は, 以下のように表現される.

$$F_U(i) = \frac{M - i}{M}. \quad (3.9)$$

図 3.6 に示すように, 状態 i から $i + 1$ への状態遷移確率は $F_U(i)$, 状態 i にとどまる確率は $1 - F_U(i)$ となる. あるタイムスロットで制御パケットが衝突しなかったユニキャストパケットが j 個あったときに, 目的アドレスの重複しないパケットが x 個である条件付き確率 $P_U(x|j)$ は, 初期状態から x 回の状態遷移を経た後の状態 j の状態確率に等しくなる.

従って $P_U(x|j)$ は次式のように示される.

$$\begin{bmatrix} P_U(0|j) \\ P_U(1|j) \\ \vdots \\ P_U(j|j) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 - F_U(0) & 0 & \cdots & 0 \\ F_U(0) & 1 - F_U(1) & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 1 \end{bmatrix}^j \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ \vdots \\ 0 \end{bmatrix}. \quad (3.10)$$

次に $P_M(j|i, s)$ を導出するために, 図 3.7 を考慮する.

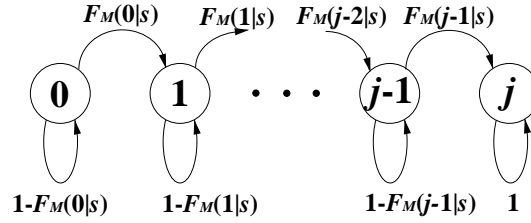


図 3.7: モデル 1 におけるマルチキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図

図 3.7 は, 図 3.6 の状態遷移確率を修正したものであり, その状態遷移確率は, そのタイムスロットで既に予約成功しているユニキャストパケットの個数に依存する. そのタイムスロットで既に s 個のユニキャストパケットが予約成功されていると仮定すると, 状態遷移確率は図 3.7 に示されるように, $F_M(0|s), F_M(1|s), \dots, F_M(j-1|s)$ に決定される. 今, 状態が i であると仮定すると, そのタイムスロットでは既に s 個のユニキャストパケットと i 個マルチキャストパケットが予約されているので, M 個の目的アドレスのうち $M - s - im$ 個のどれかを選んだ場合には新たに予約が成功するので, 状態 i で目的アドレスが競合しない確率 $F_M(i|s)$ は, 以下のように表現される.

$$F_M(i|s) = \frac{\binom{M-s-im}{m}}{\binom{M}{m}} \quad (3.11)$$

あるタイムスロットで制御パケットが衝突しなかったマルチキャストパケットが j 個であり, そのタイムスロットで既に s 個のユニキャストパケットが予約成功されていると仮定すると, $P_M(x|j, s)$ は, 初期状態から x 回の状態遷移を経た後の状態 x の状態確率に等しくなる. 従って $P_M(x|j, s)$ は次式のように示される.

$$\begin{bmatrix} P_M(0|j, s) \\ P_M(1|j, s) \\ \vdots \\ P_M(j|j, s) \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} 1 - F_M(0|s) & 0 & \cdots & 0 \\ F_M(0|s) & 1 - F_M(1|s) & \cdots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ 0 & 0 & \cdots & 1 \end{bmatrix}^j \begin{bmatrix} 1 \\ 0 \\ \vdots \\ 0 \end{bmatrix} \quad (3.12)$$

π_{ij} を状態 (i, j) の定常状態確率, そして π_{ij} を要素とした集合を $\Pi = \{\pi_{ij}\} (0 \leq i, j \leq M)$ と定義する. 以上より得られた状態遷移確率 $P_{(i,j) \rightarrow (k,l)}$ を用いることで, Π は以下の方程式で一意に求められる.

$$\begin{cases} \Pi = \Pi P, \\ \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^{M-i} \pi_{ij} = 1. \end{cases} \quad (3.13)$$

ここで, 行列 $P = \{P_{(i,j) \rightarrow (k,l)}\} (0 \leq i + j \leq M, 0 \leq k + l \leq N)$ と定義する. 定常状態確率 π_{ij} を用いて, システムにユニキャストパケットが i 個存在する定常状態確率 v_i およびマルチキャストパケットが i 個存在する定常状態確率 μ_i は, それぞれ以下のように求められる.

$$v_i = \sum_{x=0}^M \pi_{ix}, \quad \mu_i = \sum_{x=0}^M \pi_{xi}. \quad (3.14)$$

1 タイムスロット当たりの平均チャンネル予約ユーザ数で定義されるシステム全体のスループット S は, 次式のようになる.

$$S = S_U + S_M. \quad (3.15)$$

ここで, S_U と S_M はそれぞれユニキャスト及びマルチキャストパケットのスループットを示し, 以下のように求められる.

$$\begin{aligned} S_U &= \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^{M-i} \sum_{k=0}^N \sum_{l=0}^{N-k} k U(k, l | i, j) \pi_{ij}, \\ S_M &= \sum_{i=0}^M \sum_{j=0}^{M-i} \sum_{k=0}^N \sum_{l=0}^{N-k} l U(k, l | i, j) \pi_{ij}. \end{aligned} \quad (3.16)$$

平均遅延は, データパケットがユーザに到着してから, 目的アドレスへと転送されるまでにかかるタイムスロット数の期待値と定義される. いま, 伝搬遅延がない場合に, 1人のユーザにデータパケットが到着してから, データチャンネルの予約を獲得するまでの平均遅延を D と仮定すると, パケット到着率は $1/(D + 1/\sigma - 1)$ で与えられる. ここで, システムにユニキャストパケットが i 個存在する定常状態確率 v_i を考慮すると, ユニキャストパケットのスループットは $\sum_{i=1}^M i v_i / (D + 1/\sigma - 1)$ と

なる。これに伝搬遅延を考慮し、データパケットの転送時間である1タイムスロットを足し合わせることで、ユニキャストパケットの平均遅延 D_U は、式(3.17)のよう求められる。

$$\begin{aligned} D_U &= \left(\sum_{i=1}^M \frac{i v_i}{S_U} + \frac{\sigma - 1}{\sigma} \right) (R + 1) + 1, \\ D_M &= \left(\sum_{i=1}^M \frac{i \mu_i}{S_M} + \frac{\sigma - 1}{\sigma} \right) (R + 1) + 1. \end{aligned} \quad (3.17)$$

したがって、ネットワーク全体の平均遅延は次のように示される。

$$D = D_U P_u + D_M (1 - P_u). \quad (3.18)$$

つぎに、制御チャンネルでの競合後、マルチキャストパケットに優先的にチャンネルを与えるモデル2の特性を解析する。

モデル1との相違点は、制御チャンネル競合に勝ったパケットの目的アドレスを調べる順番をマルチキャストパケットから先へと変えたものであるため、 $U(k, l|i, j)$ を求める式(3.8)は次のように修正される。

$$U(k, l|i, j) = \begin{cases} \sum_{x=k+l y=\max(k, x-j)}^{i+j} \sum_{\min(i, x-l)} Q(x|i+j) P_M(x-y|l) \\ \quad \times P_U(y|lm, k) \frac{\binom{i}{y} \binom{j}{x-y}}{\binom{i+j}{x}} & \text{for } k+l < N, \\ \sum_{x=N-l}^i U(x, l|i, j) & \text{for } k+l = N \text{ and } l < N, \\ \sum_{x=N}^j \sum_{y=0}^i U(x, y|i, j) & \text{for } k=0 \text{ and } l = N, \\ 0 & \text{for elsewhere.} \end{cases} \quad (3.19)$$

ここで、ユニキャストパケットに関してはモデル1の $P_U(s|j)$ が $P_U(x|j, s)$ へと修正され、マルチキャストパケットに関しては $P_M(x|j, s)$ が $P_M(s|j)$ へとそれぞれ修正される。モデル2に適用される条件付き確率は、以下のように定義される。

- $P_M(s|j)$: 制御パケットが衝突せずマルチキャストパケットをもつユーザが j 人いる時、そのうち s ユーザが目的アドレスの競合に勝つ確率

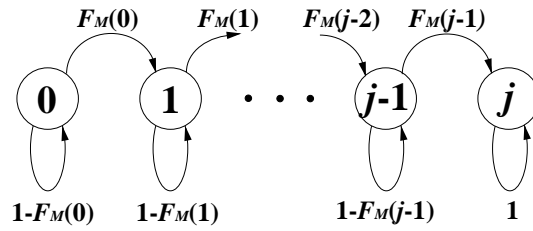


図 3.8: モデル 2 におけるマルチキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図

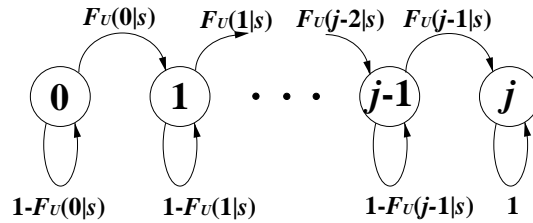


図 3.9: モデル 2 におけるユニキャストパケットの目的アドレスの重複を調べる状態遷移図

- $P_U(x|j, s)$: そのタイムスロットで、制御パケットが衝突せず目的アドレスの競合に勝ったユーザが s 人いる場合、制御パケットが衝突せずユニキャストパケットをもつユーザが j 人いる時、そのうち x ユーザが目的アドレスの競合に勝つ確率

$P_M(s|j)$ および $P_U(x|j, s)$ を求めるために、モデル 1 の場合と同様にユニキャストとマルチキャストパケットそれぞれの目的アドレスの競合に関する状態遷移モデルを考慮する。モデル 2 では、図 3.6 および 3.7 が図 3.8 および図 3.9 のようになる。また、状態遷移確率 $F_U(i|s)$ および $F_M(i)$ は以下のようなになる。

$$F_U(i|s) = \frac{M - sm - i}{M}, \quad F_M(i) = \frac{\binom{M-im}{m}}{\binom{M}{m}} \quad (3.20)$$

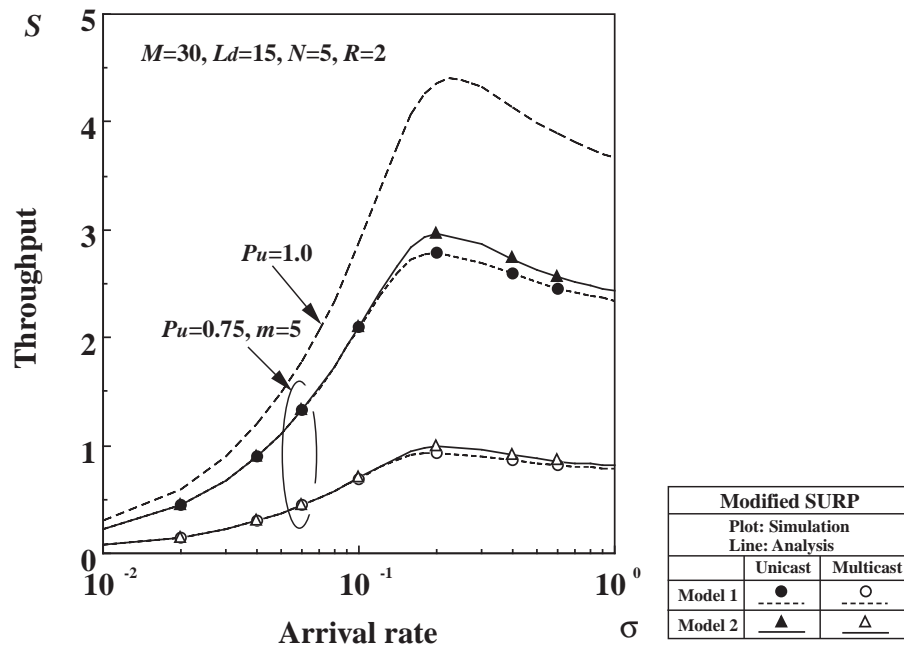


図 3.10: 修正 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラフィックでのスループット特性

3.4 特性評価

ここでは、スループットと遅延特性について、理論解析および計算機シミュレーションにより特性評価を行なう。端末数は $M = 30$ とし、1 タイムスロットのミニスロット数は $L_d = 15$ 、データチャネル数は $N = 5$ 、伝搬遅延は $R = 2$ とする。LAN におけるトラフィック環境は、1 対 1 通信のデータ転送が大部分を占め、1 対多又は多対多通信のトラフィックが一部を占めている状態が一般的であると考えられている。近年の研究においては、マルチキャストパケットのコピー要求数を幾何分布で与えるモデルが現実的なトラフィックモデルに近いとされている [10]。幾何分布に従うトラフィックでは平均コピー要求数を m_{geom} と仮定すると、ユーザに到着したデータパケットのコピー要求数が x である確率 $P_{geom}(x)$ は次式のように与えられる。

$$P_{geom}(x) = \left(\frac{1}{m_{geom}}\right)^{x-1} \left(1 - \frac{1}{m_{geom}}\right). \quad (3.21)$$

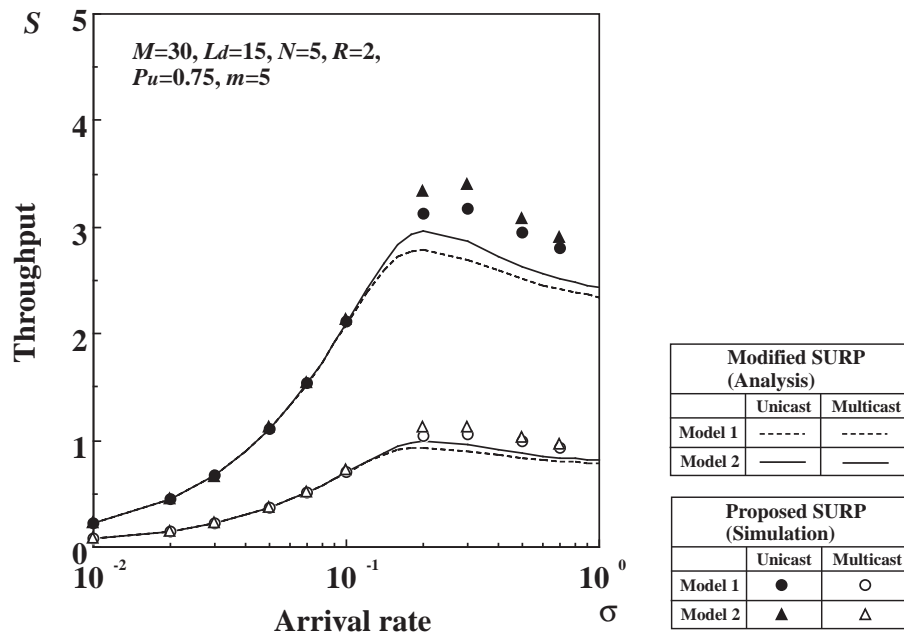


図 3.11: 提案 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラヒックでのスループット特性

特性評価におけるネットワーク環境として比較的小規模の LAN を考慮し，ユーザ数 $M = 30$ と仮定した際には，平均コピー要求数 $m_{geom} = 2$ と設定したときのトラヒック分布を考えると，到着したデータパケットのコピー要求数が 1 である確率は 0.5 であり，2 である確率は 0.25 となることがわかる．本論文では，コピー要求数が 1 及び 2 になる確率を加えた全トラヒックに対して 75% のデータパケットをユニキャストパケットとし，残りの 25% がマルチキャストパケットというモデル化を行う．また本論文で用いた $P_u = 0.75, m = 5$ というトラヒックにおけるコピー要求数の期待値は，幾何分布と同じく 2 であるため，現実のネットワーク環境を適切にモデル化できると考えられる．

図 3.10 に，修正 SURP 方式のマルチキャスト混在トラヒックにおけるスループット特性を示す．ユニキャスト率 $P_u = 0.75$ ，マルチキャストパケットのコピー要求数 $m = 5$ とする．また，ユニキャスト率 $P_u = 1.0$ の場合も示す．図より理論解析と計算機シミュレーションの結果はほぼ一致していることがわかる．修正 SURP 方式に

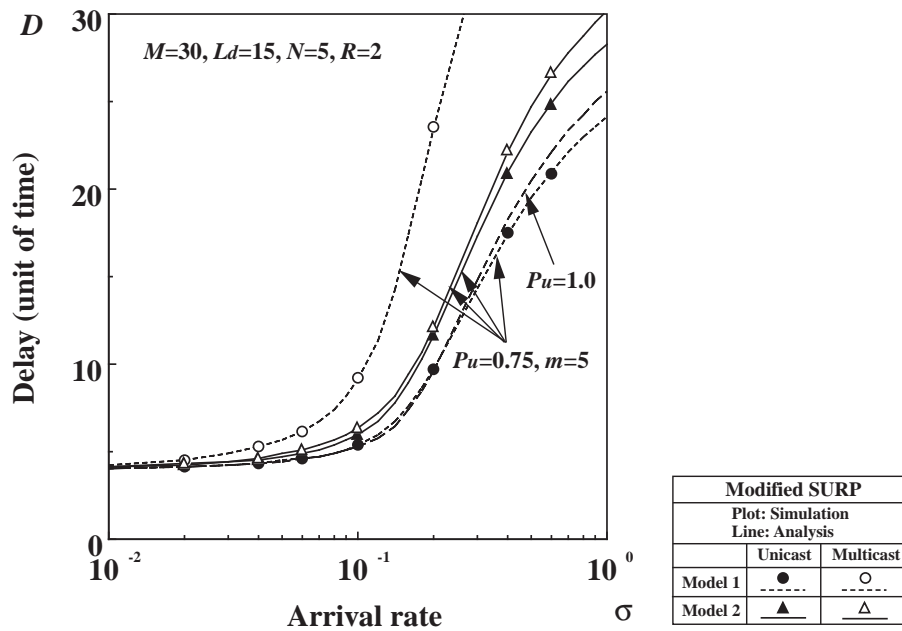


図 3.12: 修正 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラフィックでの遅延特性

において、全パケットがユニキャストである $P_u = 1.0$ の場合と、マルチキャストパケットが混在した $P_u = 0.75$ の場合を比較すると、ユニキャストとマルチキャストパケットを合わせた合計のスループットは、パケット到着率が 10^{-1} よりも小さな低負荷状態ではほぼ同程度の特性を示すが、比較的負荷が大きい領域では、最大スループットが $P_u = 1.0$ では 4.5 を得られるのに対し、 $P_u = 0.75$ では $3 + 1 = 4$ と特性劣化していることが分かる。マルチキャストトラフィックでは、一つのパケットが複数の目的アドレスを持つため、受信側に転送されるパケット数が増加する。その結果、一つの目的アドレスを目指すパケット数が増加するためであると考えられる。

図 3.11 に、提案 SURP 方式のスループット特性を計算機シミュレーションにより示す。図においては修正 SURP 方式の理論値も示す。図より修正 SURP 方式と比較して、比較的負荷が高い領域において、提案 SURP 方式の特性が改善されていることが分かる。これは、高負荷状態において、修正 SURP 方式では制御チャンネルでの制御パケット同士の衝突が激しくなり、制御パケットが衝突しないユーザ数が減少するのに加えて、マルチキャストパケットが混在することで、目的アドレスの重複による

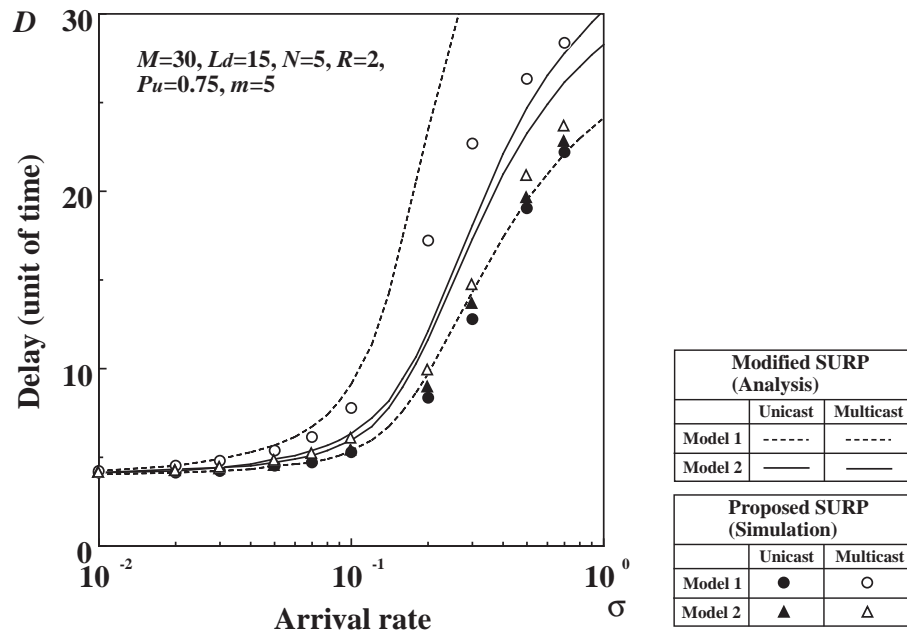


図 3.13: 提案 SURP 方式のマルチキャストパケット混在トラフィックでの遅延特性

予約獲得ユーザ数が減少するためであると考えられる。これに対し、提案 SURP 方式では、操作 1 として制御パケットが衝突しなかったユーザに対して、伝搬遅延を経た後に衝突の無い優先ミニスロットが割り当てられるため、再び制御パケットを転送することなく確実に予約を獲得できるため、高負荷状態において特性が改善されることが考えられる。また、操作 2 を加え、制御チャンネル競合に参加するユーザが、優先ミニスロットを割り当てられたユーザの目的アドレスと重複するアドレスを持つ場合には、制御パケットの転送を延期させることで、制御チャンネルでの競合が緩和されることが考えられる。

図 3.12 に、マルチキャスト混在トラフィックにおける修正 SURP 方式の遅延特性を示す。ユニキャスト率 $P_u = 0.75$ 、マルチキャストパケットのコピー要求数 $m = 5$ とする。また $P_u = 1.0$ のユニキャストだけの場合の結果も示す。スループット特性と同様に理論解析と計算機シミュレーションの結果はほぼ一致している、ここで注目されるのは、高負荷状態において、ユニキャストパケットのみのトラフィックの場合と比較して、マルチキャスト混在トラフィックにおけるモデル 1 のユニキャストパケッ

トの特性が小さな遅延を達成している点である。これは、 $P_u = 0.75$ という状況下では、ユニキャストパケットの絶対数が少なく、マルチキャストパケットよりもユニキャストパケットに対して優先的にチャンネルを割り当てたため、結果的にユニキャストパケットの遅延特性が良くなるからであると考えられる。提案 SURP 方式においてモデル1と2の特性を比較すると、モデル1ではユニキャストパケットを優先してチャンネルの割り当てを行うため、ユニキャストパケットの特性は良好である。しかし、目的アドレス数が多く目的アドレスによる競合を生じやすいマルチキャストパケットが競合に敗れる確率が増大し、マルチキャストパケットの特性が劣化し、その結果、システム全体の特性がモデル2と比較して劣るものであると考えられる。これに対して、モデル2では、優先順位が低いユニキャストパケットは目的アドレス数が1であり、目的アドレスによる競合が生じにくいいため、ユニキャストパケットの特性の劣化は大きくなり、その結果、システム全体の特性がモデル1と比較して良好であると考えられる。したがって、提案 SURP 方式のモデル2の特性は、マルチキャストパケットの特性が良好なだけでなく、システム全体の特性も良好なことから、マルチキャストトラヒックに対して有効なモデルであると考えられる。またネットワーク全体の平均遅延特性は、例えばパケット到着率 $\sigma = 0.2$ の時、モデル1は $9.5 \times 0.75 + 23 \times 0.25 = 12.875$ に対して、モデル2では $11 \times 0.75 + 12 \times 0.25 = 11.25$ であり、モデル2の方が良い平均遅延特性を示すことが分かる。

図 3.13 に、提案 SURP 方式の遅延特性を計算機シミュレーションにより示す。図には修正 SURP 方式の理論値も示してある。図 3.11 のスループット特性と同様に、修正 SURP 方式と比較して、提案 SURP 方式のモデル1および2のスループット特性が改善されていることが分かる。特に、高負荷状態におけるモデル1の特性において、修正 SURP 方式では、マルチキャストパケットの特性が劣化しているのに対し、提案 SURP 方式の特性が大幅に向上していることが分かる。これより、提案 SURP 方式が、マルチキャストパケットの遅延特性を向上することができ、その有効性が示される。また、モデル1および2の適用環境については、適用するネットワークに

において，ユニキャストトラフィック量が多い場合はモデル 1 を用い，マルチキャストトラフィック量が多い場合はモデル 2 を用いるというように，適用するトラフィックの分布や要求に応じて両方式を使い分けるべきであると考えられる．提案 SURP 方式は，優先ミニスロットを導入し操作 1 を付加することで，高負荷状態の制御チャンネルでの競合が激しい環境下で，タイムスロット t で制御チャンネルの競合に勝ったユーザは，その目的アドレスが優先ミニスロットを割り当てられたユーザの目的アドレスと重複せず，かつタイムスロット $t + R + 1$ の優先ミニスロットを割り当てられたユーザ数がデータチャンネル数 N を超えない場合に，伝搬遅延 R を経たタイムスロット $t + R + 1$ にて優先ミニスロットを獲得し，タイムスロット $t + R + 1$ でデータチャンネルを確実に予約できる．そのため，ユーザが制御チャンネルでの競合に参加する回数が減少し，その結果，遅延特性は向上すると考えられる．また，操作 1 を加えた結果，優先ミニスロット数が増加することで，新しく制御チャンネルの競合に参加するユーザの参加できるミニスロット数が減少してしまうことが考えられるが，操作 2 を付加し，目的アドレスが優先ミニスロットを割り当てられたユーザの目的アドレスと重複し，データチャンネルを獲得できないユーザの制御パケットの転送を禁止させることで，制御チャンネルにおける競合の激化を低減することができると考えられる．また，操作 2 を付加することによって制御パケットの転送が延期されることの遅延特性への影響を考慮しても，付加が高い状態における遅延特性の劣化原因は制御チャンネルでの競合が支配的であると考えられ，結果として提案 SURP 方式は，データチャンネルを獲得する見込みのあるユーザに対して制御チャンネルの競合が緩和され，1 タイムスロット当たりの予約獲得ユーザ数が増加し，スループット及び遅延特性が向上すると考えられる．

図 3.14 に，修正 SURP 方式については理論値，提案 SURP 方式については計算機シミュレーションにより，ユニキャスト率に対するスループット特性を示す．図 3.10 及び図 3.11 を見るとわかるように， $\sigma = 0.3$ にてシステムのスループットは飽和点を超えており，近年の増加するトラフィック量に対して要求される高負荷状態でのネッ

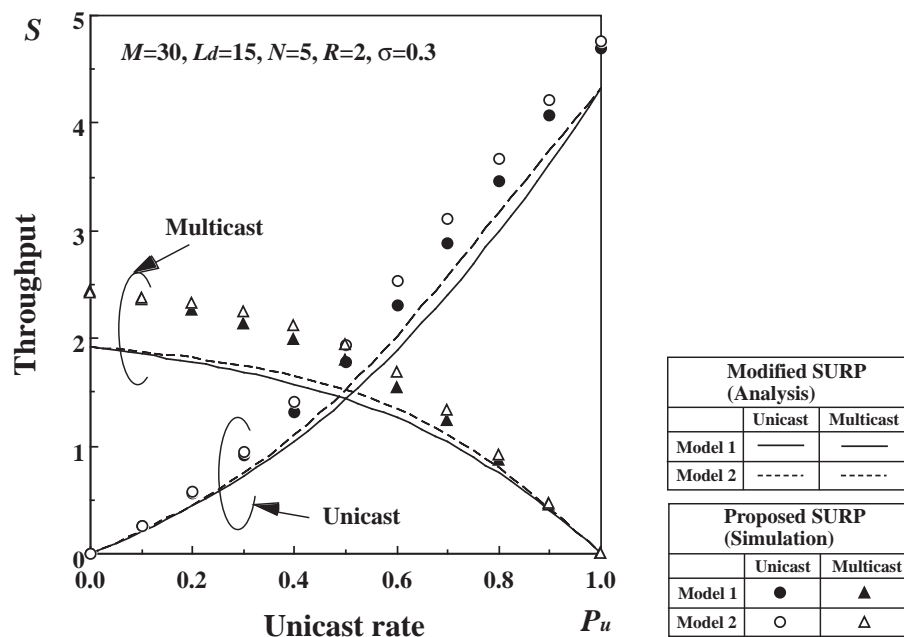


図 3.14: ユニキャスト率に対するスループット特性

ネットワークの特性を調べるため、 $\sigma = 0.3$ を用いる。すべての負荷状態において、提案 SURP 方式の方が修正 SURP 方式と比較して、高いスループット特性を達成できることが分かる。また、モデル 1 と 2 のスループット特性を比較すると、修正および提案 SURP 方式の両方で、モデル 2 の方が良い特性を示している。これより、目的アドレス競合の生じやすいマルチキャストパケットを先に処理し、目的アドレス競合の生じにくいユニキャストパケットを後に処理する方が、良いスループット特性を得られることが分かる。

図 3.15 に、修正 SURP 方式については理論値、提案 SURP 方式については計算機シミュレーションにより、ユニキャスト率に対する遅延特性を示す。ここで注目されることは、マルチキャストパケットが多く存在する状況において、提案 SURP 方式のマルチキャストパケットの遅延特性が大幅に改善されていることである。これは、提案 SURP 方式では、優先ミニスロットを設けることで、一度制御チャンネルの競合に勝ったユーザは、次のタイムスロットにて確実に予約を獲得し、また優先ミニスロットを設けることにより生じる制御チャンネルにおける競合の激化を、操作 2 を負荷する

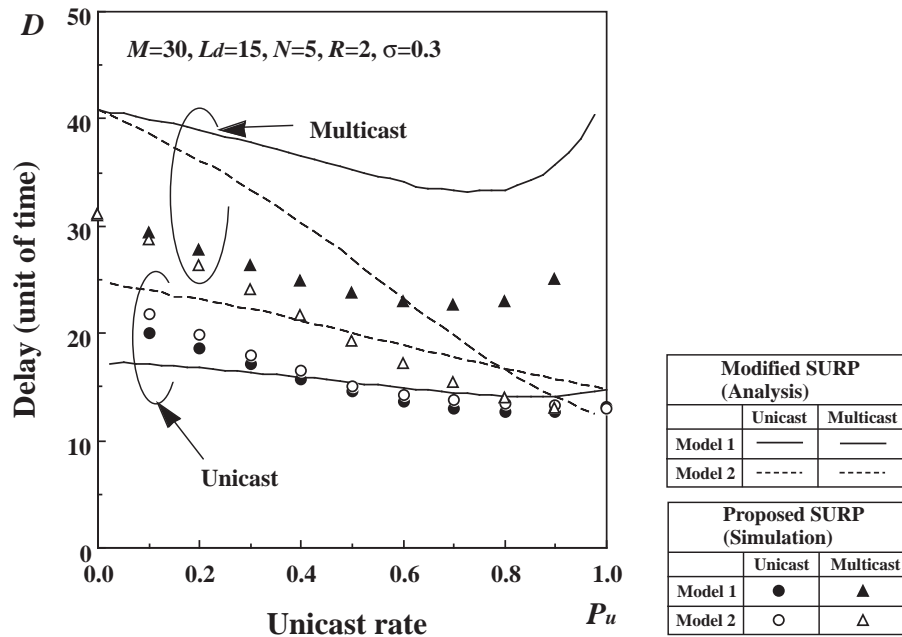


図 3.15: ユニキャスト率に対する遅延特性

ことで低減することができるため、特に目的アドレス競合の影響を受けやすいマルチキャストパケットの特性が大幅に改善されると考えられる。これより、提案 SURP 方式はマルチキャストパケット混在トラヒックにおけるマルチキャストパケットの遅延特性を改善でき、提案 SURP 方式はマルチキャストパケット混在トラヒックに有効な方式であると考えられる。

3.5 第 3 章のまとめ

本章では、まずマルチキャストパケットを扱うために制御パケットに複数の目的アドレスを含むように SURP 方式を修正し、マルチキャストパケット混在トラヒックにおける修正 SURP 方式のスループットおよび遅延特性を理論解析した。解析結果より、修正 SURP 方式はマルチキャストパケット混在トラヒックにおいて、低中負荷状態において良好な特性が得られることを示した。また高負荷状態においては、制御パケット同士の衝突の増加に加えて、マルチキャストトラヒックのように目的アド

レスの競合が起こりやすい状況では、特性が著しく劣化することがわかった。次に、修正 SURP 方式の高負荷状態における特性を向上させるために、修正 SURP 方式に新たに二つの操作を付加し、制御チャンネルの一部を優先ミニスロットとして用いる SURP 方式を提案した。第一の操作として、他の制御パケットと衝突しなかったにもかかわらず、目的アドレスの競合によりチャンネル予約の獲得できなかったユーザに対し、他のユーザからの制御パケットが転送されない優先ミニスロットを割り当てる。この操作を付加することで、一度制御パケットが衝突しなかったユーザは確実に予約を獲得できる。第二の操作として、優先ミニスロットを設けることによる制御チャンネルでの競合を低減させるために、優先ミニスロットに割り当てられたユーザの目的アドレスと重複するアドレスをもつユーザの制御パケットの転送を、優先ミニスロットに割り当てられたユーザのアドレスと重複しなくなるまで延期させる。マルチキャストパケット混在トラヒックにおける、修正 SURP 方式のスループットおよび遅延特性については理論解析および計算機シミュレーションを用いて、また提案 SURP 方式については計算機シミュレーションにより特性評価した。結果、提案 SURP 方式は、高負荷状態における特性劣化を低減させることができ、マルチキャスト混在トラヒックに対して有効な方式であることが示された。

第3章参考文献

- [1] A.S. Acampora and M.J. Karol, “An overview of lightwave packet networks”, *IEEE Network*, vol.3, no.1, pp.29–41, Jan. 1989.
- [2] B. Mukherjee, “WDM-based local lightwave networks Part-II: Multi-hop systems,” *IEEE Network*, vol.6, no.5, pp. 20–32, July 1992.
- [3] B. Mukherjee, “WDM-based local lightwave networks Part-I: Single-hop systems,” *IEEE Network*, vol.6, no.3, pp. 12–27, May 1992.
- [4] J.C. Lu and L. Kleinrock, “A wavelength division multiple access protocol for high-speed local area networks with a passive star topology,” *Performance Evaluation.*, vol.16, pp.223–239, Mar. 1988.
- [5] H.B. Joen and C.K. Un, “Contention-based reservation protocols in multiwavelength optical networks with a passive star topology,” *IEEE Trans. Commun.*, vol.43, no.11, pp. 2794–2802, Nov. 1995.
- [6] S.B. Tridandapani and B. Mukherjee, “Multicast traffic in multi-hop lightwave networks: Performance analysis and an argument for channel sharing,” in *Proc. IEEE INFOCOM '96*, pp.345–352, 1996.
- [7] G.N. Rouskas and M.H. Ammar, “Multi-destination communication over single-hop lightwave WDM network,” in *Proc. IEEE INFOCOM '94*, pp.1520–1527, 1994.

- [8] M.S. Borella and B. Mukherjee, “A reservation-based multicasting protocol for WDM local lightwave networks,” *in Proc. IEEE ICC '95*, pp.1277–1281, 1995.
- [9] J.H. Wen and J.W. Wang, “Throughput analysis of packet reservation multiple access protocol for wireless communications,” *in Proc. IEEE PIMRC '94*, pp.1242–1246, 1994.
- [10] T.T. Lee, “Nonblocking copy networks for multicast switching,” *IEEE J. Select. Areas Commun.*, vol.6, no.9, pp.1455–1467, Dec. 1988.

第4章

Mobile IP における位置情報を用いた 低レイテンシなハンドオフ方式

4.1 はじめに

第1章で述べたように，端末の移動性を考慮したマルチメディア通信ネットワークには，バックボーン系，アクセス系，LAN のそれぞれのネットワークにおいて，データ損失及び遅延特性を低減する必要がある．第2章及び第3章においてそれぞれ取り扱ったバックボーン系，LAN に続き，本章ではアクセスネットワークに着目する．アクセスネットワークでは，端末の移動性に対応した網制御法を見出すことが重要な研究課題である．

Mobile Internet Protocol(Mobile IP) は，移動端末が接続されるネットワークアドレスが変わっても IP による通信が継続可能な仕組みを目指して，IETF(Internet Engineering Task Force) にて標準化が進められている [1],[2]．Mobile IP において，移動端末(MN)の移動によりフォーリンエージェント(FA)が切り替わるハンドオフ期間中のパケット損失が問題になり，ハンドオフレイテンシを短縮することでパケット損失の低減を目指した研究が盛んに行われている [3]-[6]．FMIP(Fast handovers for Mobile IP)方式は，レイヤ2(L2)でハンドオフを検出し，ハンドオフ期間中に移動元FAから移動先FAへとパケットをトンネリングすることで，ハンドオフレイテンシを低減する方式である [3]．しかしFMIP方式は，ハンドオフ前に移動先FAからのAgent Advertisement(ADV)メッセージをMNが受信する必要があるため，セ

ルがオーバーラップしない環境や電波強度・干渉等がある場合においては、ハンドオフレイテンシの改善効果が得られない。一方、NeighborCasting 方式は、各 FA が周辺 FA のアドレス情報を持ち、L2 ハンドオフ検出時に全ての周辺 FA にパケットを複製して転送する方式である [4]。NeighborCasting 方式は、移動元 FA から移動先 FA にハンドオフ検出を通知する新たなメッセージを送信し、移動先 FA において L2 でのアドレス解決完了後に MN へのパケット転送を開始することで、セルのオーバーラップしない環境においてもハンドオフレイテンシが改善される。しかし、NeighborCasting 方式では周辺 FA の全てにパケット転送することによる有線ネットワークの負荷が増大してしまうという問題がある。

一方、デバイス技術の急速な進展により、GPS(Global Positioning System)[7],[8] 等のデバイスが携帯電話に搭載されるほど小型化、低価格化されている。DGPS (Differential GPS) 方式は、GPS 信号を予め位置が正確にわかっている場所で受信し、GPS で得られた位置と真の位置からその誤差を計算することで 1m 以内という高い精度の位置情報をリアルタイムで取得できる [9]。Fast Mobile IP (FASTMIP) 方式 [5],[6] は、各 FA に GPS を設置し、予め周辺 FA 同士で位置およびアドレス情報を交換し、MN が接続している FA の全ての周辺 FA にパケットを複製し転送する方式である。FASTMIP 方式において、FA だけでなく MN にも GPS を搭載することでパケットの転送先を限定し、有線チャンネルの負荷を軽減できることを示唆している [6]。しかし、FASTMIP 方式においては、ハンドオフに関係なく常に周辺 FA へのパケット複製および転送を行なうため、MN の位置情報を用いてパケット転送先を限定しても有線チャンネルにおける負荷は大きい。また、ハンドオフに関しては Mobile IP 方式と同様の特性しか得られず、ハンドオフレイテンシを短縮するためには、FA における ADV メッセージ送信間隔を短縮する必要があり、無線チャンネルのオーバーヘッドが大幅に増大してしまう問題がある。従って、セルのオーバーラップしない環境においても適用可能で、有線および無線チャンネルにおけるオーバーヘッドを増大させることなく低レイテンシを実現するハンドオフ方式が求められる。

本論文では、有線および無線チャネルのオーバーヘッドをほとんど増大させることなく低ハンドオフレイテンシを実現する移動端末の位置情報を用いたハンドオフ方式を提案する。提案方式では、有線チャネルの負荷を低減するために、移動元 FA がハンドオフを検出した場合、MN および周辺 FA の位置情報を用いて移動先 FA を推定し、移動先 FA を限定してパケットを複製して転送する。また、ハンドオフレイテンシ特性を改善するために、移動元 FA が移動先 FA に対してハンドオフを通知し、移動先 FA が ADV メッセージ間隔を短縮することで、MN が自セル内に入ったことを認識するまでにかかる時間を短縮する。さらに、ADV メッセージ間隔を短縮することによる無線チャネルのオーバーヘッドの増大を抑えるために、実際の移動先ではなかった全ての推定移動先 FA における ADV メッセージ送信間隔の短縮を解除する機能を付加する。

まず 4.2 において従来方式について示す。次に 4.3 において提案方式の動作について述べ、4.4 で二つの FA 間でハンドオフが生じる環境における提案方式の特性を解析し、4.5 で計算機シミュレーションの結果より提案方式の特性を評価し、提案方式の有効性を示す。最後に 4.6 で結論を述べる。

4.2 従来方式

ここではまず Mobile IP[2] のネットワーク構成および動作を示す。次に本研究における従来方式である NeighborCasting 方式 [4] および FASTMIP 方式 [5] について説明する。

4.2.1 ネットワーク構成

Mobile IP ネットワークは以下の端末により図 4.1 のように構成される。

- 移動端末 MN(Mobile Node)

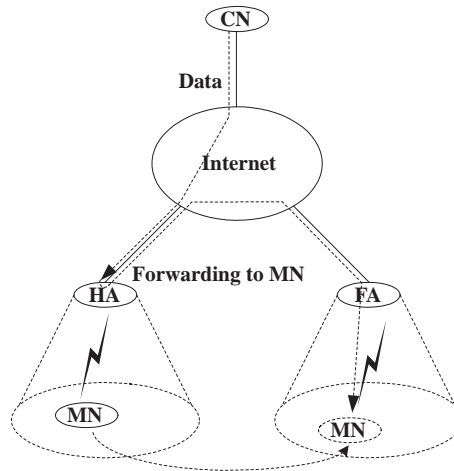


図 4.1: Mobile IP のネットワーク構成図

- ホームエージェント HA(Home Agent)
- フォーリンエージェント FA(Foreign Agent)
- 固定端末 CN(Correspondent Node)

MN が FA のセル内に移動した場合，MN は FA のアドレス CoA(Care-of-Address) を HA に登録し，HA が MN 宛てのパケットを外出先の FA に転送することで，送信端末 CN から見て MN が存在する場所に関係なく，同じ IP アドレスで通信することが可能になる．

4.2.2 移動端末の登録

Mobile IP では，MN が外出先の FA のセル内に入った場合，FA のアドレス CoA を HA に登録する．具体的な手順は以下の通りである．

1. FA は T_{adv} [msec] おきに Agent Advertisement(ADV) メッセージをブロードキャスト
2. ADV メッセージを受信した MN は，FA 宛てに Registration Request(REQ) メッセージを送信

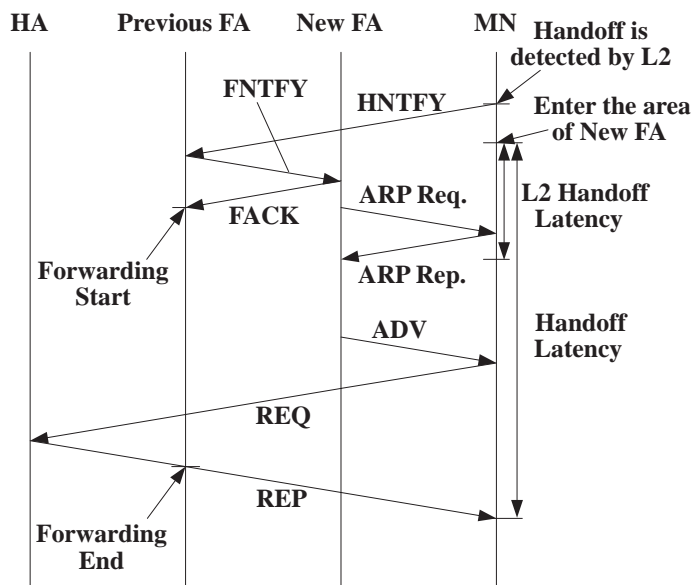


図 4.2: NeighborCasting 方式におけるハンドオフの手順

3. REQメッセージを受信したFAは、そのREQメッセージをHAに転送
4. HAはMNのCoAを記録
5. HAはFA宛てにRegistration Reply(REP)メッセージを返信
6. REPメッセージを受信したFAは、そのREPメッセージをMNに転送
7. REPメッセージを受信したMNは、HAへの登録の完了を確認

MNが新たなFAのセル内に入った場合、新たなFAからのADVメッセージを受信後にHAへの登録を行なう。従って、FAにおけるADVメッセージ送信間隔 T_{adv} を小さく設定することで、ハンドオフレイテンシを短縮することができる。しかし、 T_{adv} を小さく設定すると無線チャネルにおけるオーバーヘッドが大きくなってしまふ。

4.2.3 NeighborCasting 方式

Mobile IP においてハンドオフレイテンシ特性を短縮する方式として NeighborCasting 方式 [4] が提案されている。図 4.2 に NeighborCasting 方式におけるハンドオフ手順を示す。各 FA は周辺 FA のアドレスを事前に交換し、以下の手順でハンド

オフを行う。

1. MN は L2 でハンドオフを検出し，移動元 FA にハンドオフ通知 (HNTFY) メッセージを送信
2. HNTFY メッセージを受信した移動元 FA は，全ての周辺 FA にパケット転送通知 (FNTFY) メッセージを送信
3. FNTFY メッセージを受信した FA は，パケット転送確認 (FACK) メッセージを返信
4. FACK メッセージを受信した移動元 FA は，すべての周辺 FA にパケット転送を開始
5. 転送パケットを受信した周辺 FA は，ARP(Address Resolution Protocol) により MN が自セル内に入ったことを確認し MN にパケットを送信
6. 移動先 FA は定期的に ADV メッセージを送信し，MN は Mobile IP と同様の手順で移動先でのアドレスを HA に登録

NeighborCasting 方式は，ハンドオフ検出時に全ての周辺 FA にハンドオフを通知し，さらにパケット転送を開始するため，セルのオーバーラップしない環境においてもハンドオフレイテンシ特性を改善できる．しかし，NeighborCasting 方式では，ハンドオフ期間中において周辺 FA の全てにパケット転送することにより有線ネットワークの負荷が増大する．

4.2.4 FASTMIP 方式

FASTMIP 方式 [5],[6] では，各 FA は GPS を備え，周辺 FA のアドレスおよび位置情報を交換する．FASTMIP 方式では，一つのドメイン内の複数の FA を管理するドメイン管理ルータが設置される．そのドメインに到着した全てのパケットはまずドメイン管理ルータが受信する．ドメイン管理ルータは到着したパケットを MN が接続している FA およびその全ての周辺 FA に複製し転送する．周辺 FA は転送され

たパケットをバッファに格納し，MN の登録が完了後に送信する．さらに，FA だけでなく MN にも GPS を搭載することでパケットの転送先を限定し，有線チャネルの負荷を軽減できることが示唆されている．しかし，FASTMIP 方式においては，ハンドオフに関係なく常にパケット転送を行なうため，有線チャネルにおける負荷の低減効果は小さい．また，ハンドオフに関しては Mobile IP 方式と同様の特性しか得られない．

4.3 提案方式

提案方式において，FASTMIP 方式と同様に MN および FA は GPS 等の位置情報を取得可能なデバイスを備える．装備するデバイスは DGPS のように精度 1m 程度の位置情報を 1 秒程度おきに得られるものを仮定する [9]．提案方式は Mobile IPv4 および Mobile IPv6[10] の両方に適用可能な方式である．本稿では，提案方式を Mobile IPv4 に適用した場合の動作について述べる．提案方式は Mobile IP[2] に以下の四つの機能を追加したものである．

- (1) MN の位置情報の FA への通知
- (2) 周辺 FA のアドレスおよび位置情報の記録
- (3) 移動先 FA へのパケットの複製および転送
- (4) 移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔の短縮

(1) の機能は，Mobile IP における REQ メッセージに MN の位置情報を付加したものである．(2) の機能に関しては，NeighborCasting 方式における周辺 FA のアドレス情報の交換手順に位置情報を付加したものである．(3) の機能は，位置情報を用いて移動先 FA を限定する点が NeighborCasting との相違点であり，また，ハンドオフ時にのみパケット転送を行なう点が FASTMIP 方式との相違点である．(4) の機能

は、ハンドオフレイテンシ特性を改善するために提案方式にて新たに付加した機能である。

4.3.1 MN の位置情報の FA への通知

提案方式において、FA は自セル内の MN の位置情報を記録する MN 位置情報テーブルを備える。MN 位置情報テーブルには、MN の最新の位置情報が記録される。提案方式において、各 FA は Mobile IP と同様に一定時間 T_{adv} おきに ADV メッセージをブロードキャストする。ADV メッセージを受信した MN は HA へ REQ メッセージを送信することで登録の更新をする。提案方式では、MN が送信する REQ メッセージに自分の位置情報を付加して送信する。FA は、MN からの REQ メッセージを参照することで、MN の位置を定期的に MN 位置情報テーブルに記載する。MN の位置情報を付加するため、REQ メッセージの packet サイズは大きくなるが、無線チャネルにおいて新たな packet は送受信されないため、無線チャネルにおけるオーバーヘッドに与える影響は小さいと考えられる。

4.3.2 周辺 FA のアドレスおよび位置情報の記録

提案方式において、FA は周辺 FA のアドレスおよび位置情報を記録する周辺 FA テーブルを備える。周辺 FA テーブルの更新は、移動先 FA が移動元 FA に送信する移動先 FA 登録 (NFA) メッセージを用いて行う。NFA メッセージには移動先 FA のアドレスおよび位置情報が含まれる。また、提案方式では MN が新たな FA からの ADV メッセージを受信した場合、REQ メッセージに移動元 FA のアドレスを付加する。移動先 FA は下記の手順で移動先 FA のアドレスおよび位置情報を移動元 FA に通知する。

1. 新しい FA からの ADV メッセージを受信した MN は REQ メッセージに移動元 FA のアドレスを付加して HA に送信

2. 移動先 FA は新たな MN からの REQ メッセージを受信した場合，REQ メッセージに記載された移動元 FA のアドレスに NFA メッセージを送信
3. NFA メッセージを受信した移動元 FA は，移動先 FA のアドレスと位置情報を周辺 FA テーブルに追加

このように各 FA は自セルからハンドオフした先の移動先 FA のアドレスおよび位置情報を把握する．提案方式では新たに NFA メッセージを導入するが，ハンドオフが生じた時のみにやり取りが発生するため，有線チャンネルにおける制御情報量の増加の影響は小さい．

4.3.3 移動先 FA へのパケット転送

提案方式では，上記の二つの機能を付加することで，FA は自セル内の MN および周辺 FA のアドレスおよび位置情報を把握できる．FA は位置情報を用いてパケット転送先を限定することで有線チャンネルの負荷の増大を防ぐ．移動元 FA が L2 によりハンドオフ検出した時，MN 位置情報テーブルおよび周辺 FA テーブルを参照し，ハンドオフする MN との距離が最も近い FA を移動先 FA であると推定し，パケット複製および転送を開始する．転送パケットを受信した FA は，ハンドオフが完了するまで転送パケットをバッファに格納し，ハンドオフ完了後に MN に転送する．ハンドオフ期間中，転送パケットはバッファに格納されるため，無線チャンネルに無駄な複製パケットが送信されることはない．提案方式において，MN は FA からブロードキャストされた ADV メッセージを受信し，かつ以前の REQ メッセージ送信から 1 秒以上経過している場合，REQ メッセージに自分の位置情報を付加して送信する．従って，FA は $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ おきに MN の新たな位置情報を得ることになり，MN が比較的高速で移動した場合，移動先 FA の誤推定が発生することが予想される．そこで，MN との距離が最も近い FA だけでなく n 番目に近い FA に対してもパケット転送を行なう機能を付加することで，ハンドオフ先の推定誤差の影響を軽減

できる。提案方式では、パケットの転送を複数の推定移動先 FA へと限定的に行うことで、有線チャネルの負荷の増大を防ぐ。

4.3.4 移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔の短縮

提案方式では、下記の手順で移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔を短縮することでハンドオフレイテンシを短縮する。移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔の短縮は、移動元 FA からの ADV メッセージ送信間隔短縮 (SADV) メッセージを用いて行なわれる。また、ADV 送信間隔を短縮することによる無線チャネルのオーバーヘッドを最低限に抑えるために、新たに ADV メッセージ間隔解除 (CSADV) メッセージを用いる。

1. L2ハンドオフを検出した移動元 FA は、全ての推定移動先 FA に SADV メッセージを送信
2. SADV メッセージを受信した FA は ADV メッセージの送信間隔を $T_{shortadv} (\leq T_{adv})$ に短縮
3. 実際の移動先 FA は MN からの REQ メッセージを受信すると、ADV メッセージ送信間隔を T_{adv} に戻し、移動元 FA に NFA メッセージを送信
4. 移動元 FA は NFA メッセージを受信したら、実際の移動先 FA を除く全ての推定移動先 FA に対して CSADV メッセージを送信
5. CSADV メッセージを受信した FA は、自分が移動先ではなかったことを認識し、ADV メッセージ送信間隔を T_{adv} に戻し、バッファに格納したパケットを棄却

提案方式は、SADV メッセージを用いて全ての推定送信先 FA の ADV メッセージ送信間隔を短縮することで、ハンドオフ時に MN が新たな FA からの ADV メッセージを受信するまでの時間を短縮する。さらに、CSADV メッセージを用いることで、実際の移動先 FA を除く全ての推定移動先 FA における ADV メッセージ送信間隔の短縮を最低限に抑えることで、無線チャネルにおけるオーバーヘッドの増大を防ぐ。

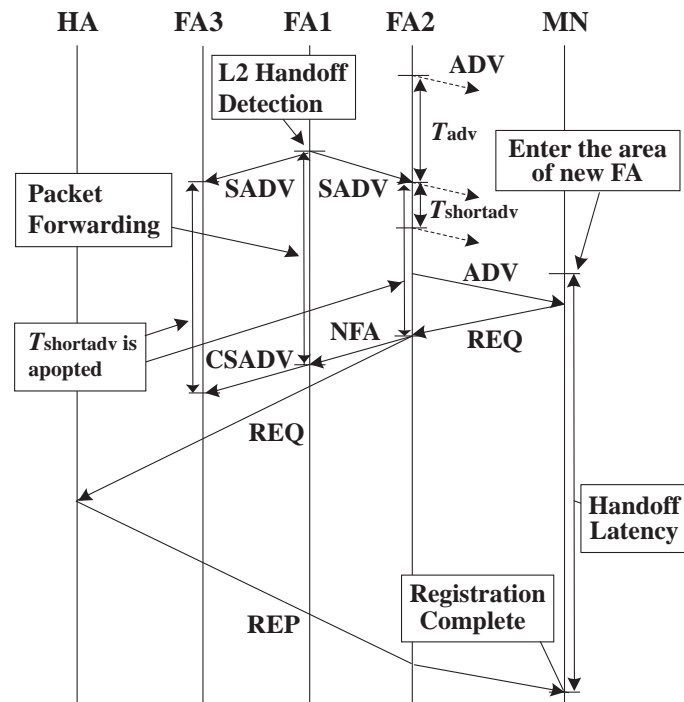


図 4.3: 提案方式 ($n = 2$) におけるハンドオフの手順

また，提案方式では，Mobile IP と同様に移動端末の REQ メッセージ送信間隔は 1 秒以上と制限されるため，ADV メッセージ送信間隔の短縮により送信される REQ メッセージ数は増大しないため，以前から存在する端末への影響は，無線チャンネルに送信される ADV メッセージの増大によるもののみであると考えられる．

図 4.3 に提案方式 ($n = 2$) におけるハンドオフ手順を示す．図 4.3 では，送信元 FA を FA1，実際の送信先 FA を FA2，送信先と推定されたが実際には送信先ではなかった FA を FA3 と示している．FA1 にて L2 ハンドオフを検出した FA1 は MN 位置情報テーブルおよび周辺 FA テーブルを参照し，FA2 および FA3 にパケットを複製および転送を開始する．FA1 は同時に，SADV メッセージを FA2 および FA3 に送信することで，ハンドオフを通知する．転送されたパケットを受信した FA2 および FA3 はバッファに格納する．SADV メッセージを受信した FA2 および FA3 は，ADV メッセージ送信間隔を $T_{shortadv}$ に短縮する．MN はハンドオフ先である FA2 からの ADV メッセージを受信した時，新たな FA のアドレス CoA を HA に知らせるために REQ

メッセージを送信する。提案方式においては、新たな FA からの ADV メッセージ受信に対する REQ メッセージには移動元である FA1 のアドレスを含める。MN からの REQ メッセージを受信した FA2 は REQ メッセージを参照して移動元 FA が FA1 であることを知る。FA2 は FA1 に自分のアドレスおよび位置情報を含む NFA メッセージを FA1 に送信する。NFA メッセージを受信した FA1 は、移動先 FA ではなかった FA2 に対して CSADV メッセージを送信する。CSADV メッセージを受信した FA2 は自分が移動先ではなかったことを認識し、バッファリングを中止し、ADV メッセージ送信間隔を T_{adv} に戻す。

提案方式は、MN および周辺 FA の位置情報を用いて移動先 FA を推定し、移動先 FA を限定してパケットを複製して転送することで有線チャネルの負荷を低減可能である。また、提案方式では、MN がハンドオフ前に移動先 FA からの ADV メッセージを受信する必要がないため、セルがオーバーラップしない環境においてもハンドオフレイテンシの改善が可能である。さらに、実際の移動先ではなかった全ての推定移動先 FA における ADV メッセージ送信間隔の短縮を解除する機能を付加することで無線チャネルのオーバーヘッドの増大を抑える方式である。

Mobile IPv4 では、HA に登録する CoA として FA の IP アドレスを用いる。それに対し、Mobile IPv6 には FA の概念はなく、FA に相当するノードとしてアクセスルータ (AR) が対応している。AR は定期的に Router Advertisement (RA) メッセージを無線チャネル上に送信し、移動端末は受信した RA メッセージから IP アドレスを生成し、その IP アドレスを CoA として HA に通知する。この時、移動端末は Mobile IPv4 における REQ メッセージに相当する Binding Update (BU) メッセージを直接 HA に送信する。提案方式を Mobile IPv6 へ適用するには、移動端末が送信した HA 宛ての BU メッセージを AR が受信し、SADV メッセージおよびパケット複製、転送を開始することで対応でき、容易に実現可能である。

4.3.5 移動端末の位置情報が取得できない場合の動作

提案方式は移動端末による位置情報の検出を仮定している。しかし、現時点では、移動端末の位置情報を常に正確に検出する技術が実用レベルに達するには、もうしばらく時間が必要であると考えられる。提案方式において、移動端末の位置情報が検出できない場合、以下の3通りの動作が考えられる。

- (1) パケットの複製，転送を行わない
- (2) 全ての周辺 FA にパケットを複製，転送
- (3) 高頻度で移動先になる周辺 FA のみにパケットの複製，転送

(1) を適用した場合、有線および無線チャネルのオーバーヘッドは発生しないが、Mobile IP と比較してハンドオフレイテンシの改善は得られない。(2) を適用した場合、ハンドオフレイテンシは位置情報を検出できる場合と同様の改善が得られる。しかし、全ての周辺 FA に対してパケットを複製および転送するため、有線ネットワークのオーバーヘッドは増大する。さらに、全ての周辺 FA において ADV メッセージ送信間隔が短縮されるため、無線チャネルのオーバーヘッドも増大する。(3) を適用した場合、高頻度の移動先 FA へハンドオフした場合、位置情報を検出できる場合と同様のハンドオフレイテンシの改善が得られる。しかし、低頻度の移動先 FA へハンドオフした場合はハンドオフレイテンシの改善が得られない。この場合、有線および無線チャネルのオーバーヘッドは、パケットを複製、転送する周辺 FA 数に依存し、移動先の推定精度と有線および無線チャネルのオーバーヘッドはトレードオフの関係になると考えられる。以上より、有線および無線チャネルのオーバーヘッドに対する要求が厳しい場合には、(1) を適用することで有線および無線チャネルのオーバーヘッドを低減し、要求が厳しくない場合には、(2) を適用することでハンドオフレイテンシの改善を得ることができる。さらに、移動端末の移動先 FA に偏りがあるような場合は、(3) を適用することで有線および無線チャネルにおけるオーバー

表 4.1: 従来の諸方式との比較

Protocol	Handoff scheme	Overlapping cells	L2 trigger	Packet forwarding	Registration to HA	Positional Information
HMIP		-	No	No	Inter-domain	No
Cellular IP	Hard	No	No	No	Inter-domain	No
	Semi-soft	Yes	Yes	Old and next ARs		
HAWAII	Non-forwarding	Yes	Yes	No	Inter-domain	No
	Forwading	No	No	Next AR		
FMIP		Yes	Yes	Next AR	Always	No
NeighborCasting		No	Yes	All neighbor ARs	Always	No
FASTMIP		-	No	Expected next ARs	Always	Yes
Proposed		No	Yes	Expected next ARs	Always	Yes

ヘッドを大幅に増大することなくハンドオフレイテンシの改善を得ることができると思われる。

4.3.6 従来の諸方式との比較

Mobile IP におけるハンドオフレイテンシの短縮を目指した研究の代表的な方式は、4.2 従来方式にて示した FMIP および NeighborCasting, FASTMIP の他に、HMIP (Hierarchical Mobile IP)[11] および Cellular IP[12], HAWAII (Handoff-Aware Wireless Access Internet Infrastructure)[13] 等が挙げられる。これらの研究は、ネットワーク層におけるハンドオフレイテンシ特性の改善を目指した研究である。また、IETF seamoby WG では、AAA (Authentication, Authorization, Accounting) 情報、セキュリティ情報、ユーザごとの QoS (Quality of Service) 情報および ROHC (RObust Header Compression) 情報等の、より上位層を考慮したシームレスなハンドオフ方式を実現するために、CTP(Context Transfer Protocol)[14] および CARD(Candidate Access Router Discovery)[15] などの標準化が進められている。本研究は、ネットワーク層でのハンドオフレイテンシ特性の改善を目的としており、CTP や CARD といった上位層を考慮したハンドオフ方式は比較の対象外とする。

表 4.1 にネットワーク層における従来のハンドオフ方式と提案方式との比較を示す。これらのハンドオフ方式は、まずセルのオーバーラップした環境において適用可

能かで分けることができる。セルがオーバーラップする環境とは、隣接セルのセルがオーバーラップする場合だけでなく、CDMA(Code Division Multiple Access) のソフトハンドオフ等のように移動端末が複数基地局からの電波を受信する環境を想定しており、そのような環境下では良好なハンドオフレイテンシ特性を得ることが可能である。それに対し、セルのオーバーラップしない環境とは、意図的に隣接セル同士をオーバーラップせずに配置するのではなく、電波強度・干渉等により、同時に複数の基地局との通信ができないことが起こりうるという環境を想定している。そのような環境においても適用可能な方式は、Cellular IP の Hard Handoff, HAWAII の Forwarding 方式, NeighborCasting および提案方式である。さらにこれらの方式を、ハンドオフを検出する層で分類すると、L2 からの情報を使ってハンドオフを検出する NeighborCasting および提案方式と、L2 情報を用いない方式に分類される。ハンドオフの検出に L2 情報を利用できる場合、移動端末が移動先の基地局からの ADV メッセージを受信する前にハンドオフの検出が可能であり、より良好なハンドオフレイテンシ特性を得ることができる。最後に提案方式と NeighborCasting 方式との比較は、NeighborCasting がパケット転送を全ての周辺 AR に対して行うのに対し、提案方式では、移動端末の位置情報を用いて移動先 AR を予測し、パケットの転送先を予想移動先に限定することにより、有線ネットワークにおけるオーバーヘッドを低減することが可能であるという優位性を有する。また、提案方式は、HMIP や Cellular IP, HAWAII といった MN のドメイン内の移動を HA から隠蔽する技術の適用が可能であり、これらの方式と組み合わせることにより、ハンドオフレイテンシ特性のさらなる改善を得られる。

4.4 特性解析

ここでは、二つの FA 間を MN が等速直線運動する場合におけるハンドオフレイテンシおよび無線チャンネルにおけるオーバーヘッド特性について理論解析する。ハンドオフレイテンシは、MN が移動元 FA のセルから出た時点から移動先 FA のセル

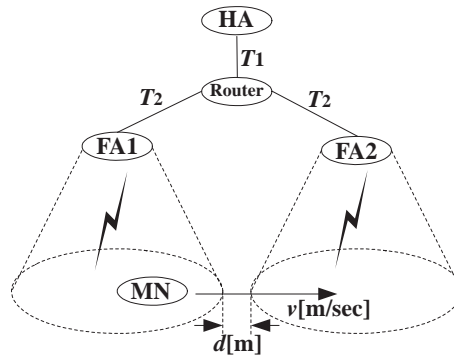


図 4.4: 単純な 2FA モデル

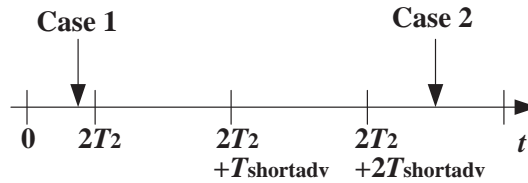


図 4.5: ハンドオフ時の FA2 の ADV メッセージ送信間隔

内において REP メッセージを受信し HA への登録が完了するまでの時間と定義する。また，無線チャネルにおけるオーバーヘッドは移動先 FA においてハンドオフが完了するまでに送信した ADV メッセージ数と定義する。

図 4.4 に理論解析に用いるシステムモデルを示す。HA とルータ，そして二つの FA が伝播遅延 T_1 および T_2 [msec] で接続されている。二つの FA 間は電波が届かない部分の距離 d [m] だけ離れており，一つの MN が FA1 と FA2 を結んだ直線上を速度 v [m/sec] で FA1 から FA2 のセル内へと等速直線運動するものとする。本解析においては移動先の推定に成功した場合について考える。

図 4.5 にハンドオフ時における FA2 の ADV メッセージ送信間隔を示す。MN が等速直線運動し，FA1 のセルを出た瞬間を時間 $t = 0$ とする。FA1 は $t = 0$ で MN がセルから出た瞬間にハンドオフ開始を検出し，推定移動先である FA2 に SADV メッセージを送信する。従って，FA2 に SADV メッセージが到着する時間は $t = 2T_2$ である。FA2 は SADV メッセージを受信すると，即座に ADV メッセージを送信し，以

降 ADV メッセージ送信間隔を $T_{shortadv}$ に短縮する．従って，FA2 は $t = 2T_2, 2T_2 + T_{shortadv}, 2T_2 + 2T_{shortadv}, \dots$ において ADV メッセージを送信する．一方，MN が FA1 のセルを出て FA2 のセル内に到着する時間は $t = \frac{d}{v}$ [sec] となる．ここで， $\frac{d}{v}$ と $2T_2$ の大小関係により，二つの場合分けをする．

まず，図 4.5 の Case 1 に示すように MN が時間 $t \leq 2T_2$ に FA2 のセル内に入る場合を考える．ここで，無線チャネルの伝播遅延を無視できると仮定すると，MN は FA2 が $t = 2T_2$ にて送信した ADV メッセージを受信する．従って，この場合の無線チャネルのオーバーヘッド O は 1 となる．また，この場合のハンドオフレイテンシ L は，MN が $t = 2T_2$ に ADV メッセージを受信後，HA に REQ メッセージを送信し，その返信としての REP メッセージを受信するまでにかかる時間である．従って，MN と HA 間の往復伝播遅延を $T_{rtt} = 2T_1 + 2T_2$ とすると， $L = 2T_2$ となる．

次に，図 4.5 の Case 2 に示すように MN が時間 $t > 2T_2$ に FA2 のセル内に入る場合を考える．この場合，FA2 における ADV メッセージ送信間隔は $T_{shortadv}$ である状態で MN は ADV メッセージを受信する．従って，FA2 において $T_{shortadv}$ [msec] が適用されて O 個目の ADV メッセージを MN が受信したとすると，無線チャネルのオーバーヘッド $O = m + 2$ となる．ここで， $\frac{1000d - 2T_2}{T_{shortadv}}$ の商を m とする．例えば，図 4.5 の Case 2 に示した例では，MN は 4 個目の $t = 2T_2 + 3T_{shortadv}$ の ADV メッセージを受信する．この場合， $m = 2$ であるため，無線チャネルのオーバーヘッド $O = 2 + 2 = 4$ となる．また，ハンドオフレイテンシ $L = 2T_2 + T_{shortadv}(m + 1)$ となる．

4.5 特性評価

ここでは計算機シミュレーションを用いてハンドオフレイテンシ，有線ネットワークおよび無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性について評価する．ハンドオフレイテンシは，MN が移動元 FA のセルから出た時点から移動先 FA のセル内において MN がパケットを受信できるようになるまでの時間と定義する．従って，提案方式で

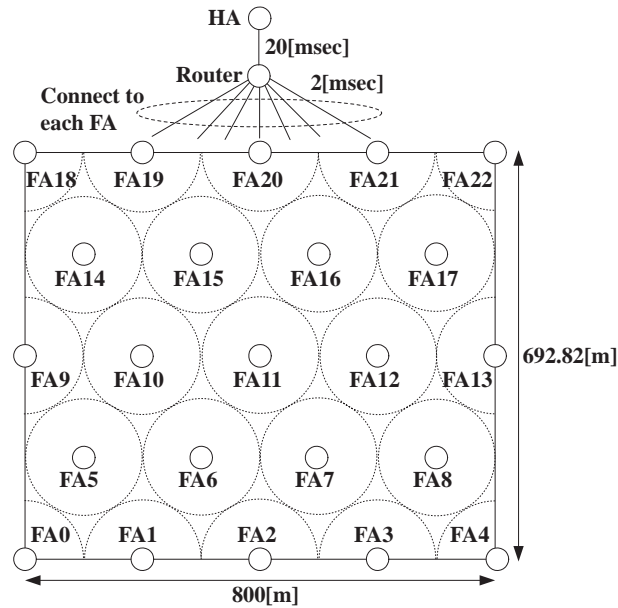


図 4.6: シミュレーションにおけるネットワークトポロジ

は移動先 FA が MN からの REQ メッセージを受信した時点, また NeighborCasting 方式では移動先 FA が MN の L2 アドレス解決を完了した時点, Mobile IP では移動先 FA のセル内において MN が REP メッセージを受信する時点となる. NeighborCasting 方式は L2 アドレス解決を用いているため, ハンドオフレイテンシ特性は, 無線インターフェイスの仕様に依存する. 本特性評価では, FNTFY メッセージに MN の L2 アドレスを含み, ARP を使わない場合の特性を示す. つまり, 実現可能な最良のハンドオフレイテンシ特性ということになる. また, 無線チャネルにおけるオーバーヘッドは, FA が送信する ADV メッセージの個数と定義する. また, FASTMIP 方式の特性は Mobile IP[2] と同等のため, 比較モデルとして Mobile IP および NeighborCasting 方式を用いる.

本研究ではまず, 図 4.6 に示したネットワークトポロジ環境において MN がランダム性を持って移動するシミュレーションを行なう. 本シミュレーションでは, 800×692.82 [m] の領域に 23 個の FA が 200[m] 間隔で位置する場合を考える. 各 FA は無線インターフェイスを有し, 無線チャネルは理想的なチャネルを仮定し, パケット同士の

表 4.2: MN のシミュレーションパラメータ

v_{\max}	13.9 [m/s]
v_{pref}	0, 13.9 [m/s]
a	-4, ..., 2.5 [m/s ²]
μ_v	25 [s]
$p_{v_{\text{pref}}}$	$p(v = 0) = 0.3$ $p(v = v_{\max}) = 0.3$
$\mu_{\phi_{\text{new}}}$	50 [s]
Δt_c	1, ..., 10 [s]

衝突およびフェージングの影響によるパケット損失はないものとする。それぞれのセル半径は 100[m] で、セルは接しており、オーバーラップはないものとする。これら 23 個の FA は一つのルータに接続されており、さらにルータの先に HA が接続されているものとする。FA とルータ間の伝播遅延は 2[msec] とし、またルータと HA 間の伝播遅延は 20[msec] と仮定する。領域内には 32 個の MN が存在し、それぞれが Smooth Random Mobility Model[16] に従って移動する。表 4.5 に MN の移動モデルのシミュレーション諸元を示す。MN は最大速度 13.9[m/sec] とし、低速な自動車程度の移動性があるものとする。MN は 1[sec] おきに位置情報を得られると仮定する。測定誤差は DGPS が実現可能な精度である 1m(2drms) とし、真値を中心にした半径 1m の円内の誤差をランダムに与える。本研究では、900[sec] のシミュレーションを 10 回試行した平均値を評価する。

さらに本研究では、4.4 において理論解析を行なった二つの FA が存在するモデルにおいてハンドオフレイテンシおよび無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性に関する特性解析および計算機シミュレーションの結果を評価する。

4.5.1 無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性

図 4.7 に無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性を示す。Mobile IP および NeighborCasting 方式においては T_{adv} を横軸にとり、提案方式においては常に $T_{adv} =$

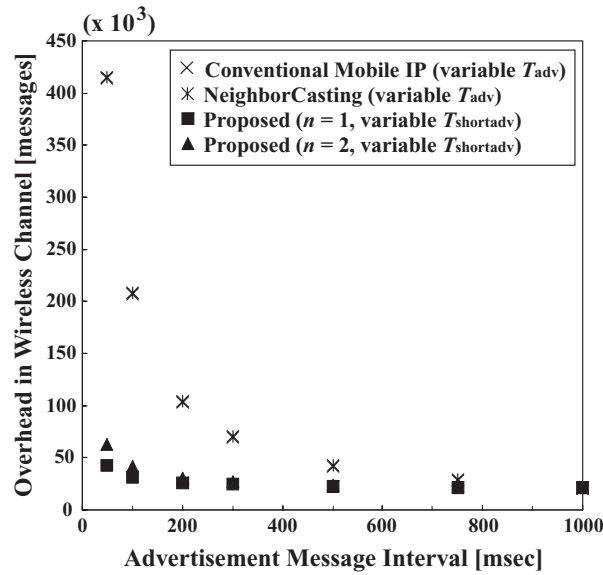


図 4.7: 無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性

1,000[msec] で固定し $T_{shortadv}$ を横軸にとった場合の特性を示す。図 4.7 より, Mobile IP 方式および NeighborCasting 方式と比較して, 提案方式の無線チャネルのオーバーヘッド特性が大幅に改善できることが分かる。これは, Mobile IP 方式および NeighborCasting 方式においては T_{adv} を小さく設定すると, 常に短い時間間隔で ADV メッセージをブロードキャストするため, 無線チャネルのオーバーヘッドが大きくなるのに対し, 提案方式においてはハンドオフ期間中にのみ短い時間間隔 $T_{shortadv}$ で ADV メッセージを送信し, ハンドオフ時以外では長い時間間隔 $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ が適用されるためである。また, 二つの提案方式を比較すると, $n = 2$ の方が無線チャネルのオーバーヘッドが大きくなることが分かる。これは, $n = 2$ とすることで送信元 FA がハンドオフ検出時に, $T_{shortadv}$ が適用される FA を二つにすることで, 送信 ADV メッセージ数が増加するためである。また, 二つの提案方式の無線チャネルのオーバーヘッドの差は $T_{shortadv}$ が小さな時に大きくなることがわかる。これは, $T_{shortadv}$ を大きく設定した時は, ハンドオフ期間中に $T_{shortadv}$ が適用されても T_{adv} との差が小さいため, オーバーヘッド全体に対するハンドオフ期間中のオーバーヘッドの割合が小さいのに対し, $T_{shortadv}$ を小さく設定することで, ハンドオフ期間中

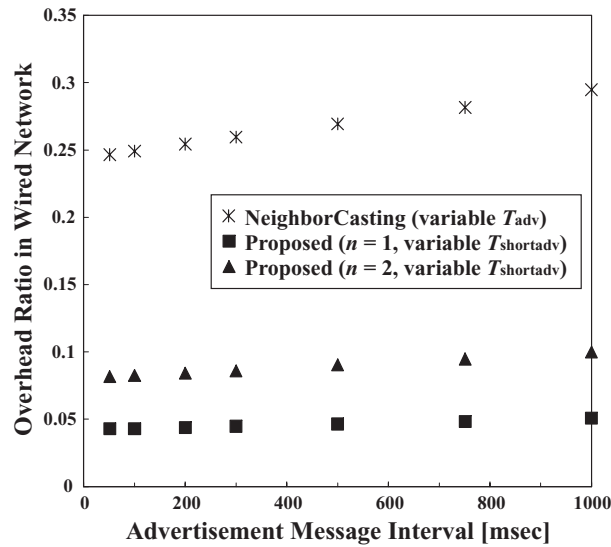


図 4.8: 有線ネットワークにおけるオーバーヘッド特性

のオーバーヘッドが全体に占める割合が大きくなるためである。

4.5.2 有線ネットワークにおけるオーバーヘッド特性

図 4.8 に有線ネットワークのオーバーヘッド特性を示す。ここでも図 4.7 と同様に、Mobile IP および NeighborCasting 方式においては T_{adv} を横軸にとり、提案方式においては常に $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ で固定し $T_{shortadv}$ を横軸にとった場合の特性を示す。有線ネットワークのオーバーヘッドは、パケットの複製および転送を行わない Mobile IP を用いた場合の有線ネットワークに流れるデータトラフィック量を 1 とした時に、移動元 FA により複製および転送され増加したデータトラフィック量の割合と定義する。図 4.8 より、提案方式の $n = 1$ および $n = 2$ のいずれの場合も有線ネットワークのオーバーヘッドが 5~10%程度と低く抑えられるのに対し、NeighborCasting 方式では、有線ネットワークのトラフィック量が Mobile IP と比較して、約 30%増加していることが分かる。これは、NeighborCasting 方式では全ての周辺 FA にパケット転送をするためだと考えられる。それに対し、提案方式は n 個の FA に対してのみパケット転送することで、有線ネットワークのオーバーヘッドの増加を抑えることが

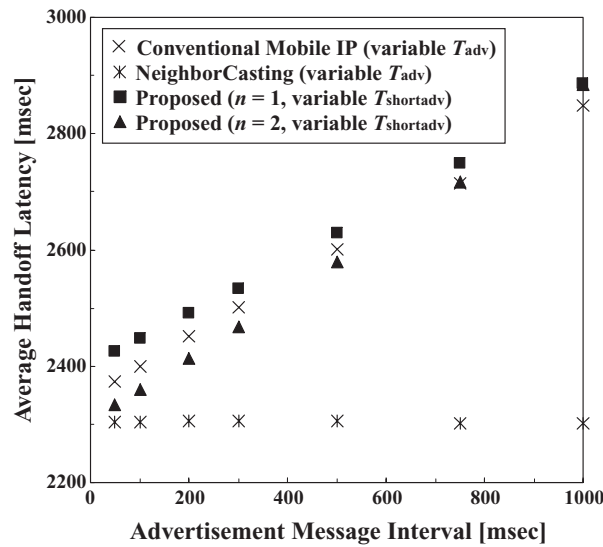


図 4.9: 平均ハンドオフレイテンシ特性

可能である．さらに，NeighborCasting 方式では，HA への登録方法は Mobile IP と同じであるため，HA が CoA を移動先 FA へと変更するまでにかかる時間は短縮されない．それに対し，提案方式は，次の推定移動先 FA の ADV メッセージ送信間隔を短縮することで，HA が CoA を移動先 FA へと変更するまでにかかる時間が短縮され，その結果，パケット転送する期間が短縮され，有線ネットワークのオーバーヘッドの増加がさらに抑えられる．

4.5.3 平均ハンドオフレイテンシ特性

図 4.9 に平均ハンドオフレイテンシ特性を示す．ここでも図 4.7 と同様に，Mobile IP および NeighborCasting 方式においては T_{adv} を横軸にとり，提案方式においては常に $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ で固定し $T_{shortadv}$ を横軸にとった場合の特性を示す．図 4.9 より，Mobile IP および提案方式の特性が T_{adv} および $T_{shortadv}$ の値に比例するのに対し，NeighborCasting 方式の特性は T_{adv} の値に依存せず，良好なハンドオフレイテンシ特性を実現できることが分かる．これは，NeighborCasting 方式は，移動先 FA

からの ADV メッセージ受信を待つことなく、L2 アドレス解決の完了後に MN は移動先 FA からのパケットを受信できるためである。本研究における NeighborCasting 方式の特性評価では、実現可能な最良のハンドオフレイテンシ特性が得られる移動元 FA から周辺 FA に送信する FNTFY メッセージに MN の L2 アドレスを含めた場合を示している。従って、NeighborCasting 方式を実システムに適用する場合、その特性は ARP 等の L2 アドレス解決のパラメータ設定等に依存する。また、Mobile IP 方式では T_{adv} を小さくするとハンドオフレイテンシ特性が改善することがわかる。しかし、Mobile IP 方式は図 4.7 に示したように、 T_{adv} を小さく設定することで無線チャネルにおけるオーバーヘッドが急激に大きくなってしまふ。一般に、無線チャネルは有線と比較してビットレートが低く、オーバーヘッドのデータに与える影響が大きいため、無線チャネルのオーバーヘッドは小さいことが望まれる。従って、同じ無線チャネルのオーバーヘッドで実現できるハンドオフレイテンシ特性を評価する。図 4.7 において、 $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ の Mobile IP と $T_{shortadv} = 200[\text{msec}]$ のオーバーヘッドはほぼ同程度である。図 4.9 において、それらに対応するハンドオフレイテンシ特性を比較すると、Mobile IP は約 $2,900[\text{msec}]$ に対し、提案方式では $n = 1$ の場合約 $2,400[\text{msec}]$ 、 $n = 2$ の場合約 $2,500[\text{msec}]$ であり、提案方式のハンドオフレイテンシ特性が大幅に改善されていることが分かる。これは、提案方式ではハンドオフ時において $T_{shortadv}$ を適用することで、MN が新しい FA のセルに移動後、移動先 FA からの最初の ADV メッセージを受信するまでにかかる時間を短縮できるためであると考えられる。また、二つの提案方式を比較すると $n = 2$ の場合の改善が大きいことが分かる。MN が推定移動先 FA に移動した場合、移動先 FA では $T_{shortadv}$ が適用されているため、小さなハンドオフレイテンシが得られる。しかし、MN が推定移動先 FA とは異なる FA へと移動した場合、 $T_{adv} = 1,000[\text{msec}]$ が適用され、ハンドオフレイテンシは改善されない。 $n = 2$ の提案方式では二つの推定移動先 FA で $T_{shortadv}$ が適用されるため、 $n = 1$ の場合と比較して MN が推定移動先 FA に移動する確率が高くなるため、より良好なハンドオフレイテンシ特性を得

表 4.3: 提案方式における移動先 FA の推定成功率

	Proposed ($n = 1$)	Proposed ($n = 2$)
P_{suc1}	0.7754	0.7752
P_{suc2}	-	0.2163
P_{fail}	0.2246	0.0085

られると考えられる．表 4.3 に提案方式における移動先 FA の推定成功率を示す．表中では，図 4.7 ~ 図 4.9 のシミュレーションにおいて，総ハンドオフに対してハンドオフ時において最も近い FA に移動した割合を P_{suc1} ，2 番目に近い FA に移動した割合を P_{suc2} ，推定移動先 FA 以外の FA に移動した割合を P_{fail} と示す．本シミュレーション環境では，FA からの電波が届かない領域が存在するため移動先 FA の推定は比較的困難であり，約 77 % と推定精度は高くない結果が得られる．しかし， $n = 2$ として推定移動先 FA を二つにすることで，約 99 % の確率で移動先 FA を正しく推定可能になる．そこで，本シミュレーション環境のようなセルのオーバーラップが全く生じない環境においては $n = 2$ を適用し，セル間距離が短く所々で電波が届かない箇所があるような環境においては $n = 1$ を適用することで，オーバーヘッドを最低限に抑えつつ良好なハンドオフレイテンシ特性が得られる．以上より，提案方式はセルがオーバーラップしない環境においても無線および有線チャネルのオーバーヘッドを大きくすることなく良好なハンドオフレイテンシ特性を得られることから，その有効性が示される．

4.5.4 2FA モデルにおける特性

図 4.10 および図 4.11 に $d = 1[\text{m}]$ の場合における 2FA モデルにおけるハンドオフレイテンシ，無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性をそれぞれ示す．図 4.10 および図 4.11 共に，理論解析とシミュレーションの結果は一致しており，理論解析の妥当性が示される．また，Mobile IP および NeighborCasting 方式では MN の移動

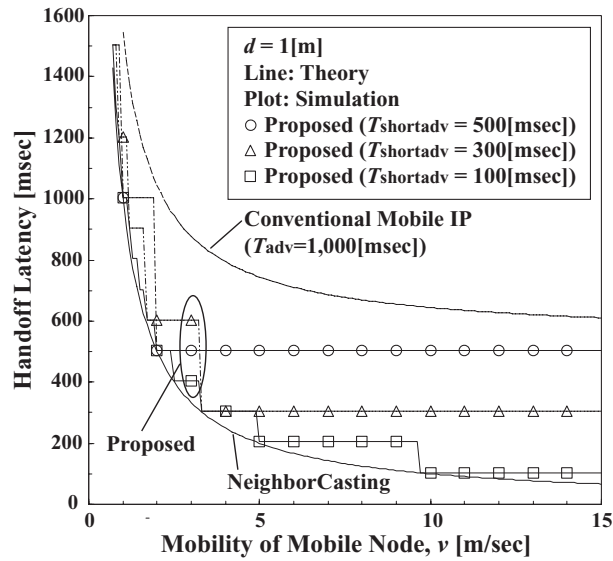


図 4.10: 2FA モデルでのハンドオフレイテンシ特性

速度に対して曲線的な特性を示すのに対し，提案方式では階段状の特性を示す．これは，Mobile IP 方式では常に一定の ADV メッセージ送信間隔 T_{adv} が適用されるため，MN が新たなセルに入った後に始めての ADV メッセージを受信するまでにかかる時間の期待値は MN の移動速度 v に依存せず常に一定であり，ハンドオフレイテンシ特性は FA からの電波が届かない領域を MN が通過するのにかかる時間に依存するため，MN の移動速度が速くなるとハンドオフレイテンシは小さくなる．それに対し，提案方式では MN の移動速度が速くなっても， $T_{shortadv}$ の整数倍でしか ADV メッセージを受信できないためである．

さらに図 4.10 より，どんな $T_{shortadv}$ および v においても Mobile IP よりも提案方式の方がハンドオフレイテンシ特性が改善していることが分かる．これは，Mobile IP 方式における MN が新たなセルに入った後に始めての ADV メッセージを受信するまでにかかる時間の最悪値は T_{adv} であるのに対し，提案方式の場合は，最悪でも $T_{shortadv}$ 以内に始めての ADV メッセージを受信することができるからである．

また図 4.11 より，MN の移動速度が $v \geq 5$ [m/sec] において， $T_{shortadv}$ の値にかかわらず無線チャネルにおけるオーバーヘッド小さな一定値になることが分かる．こ

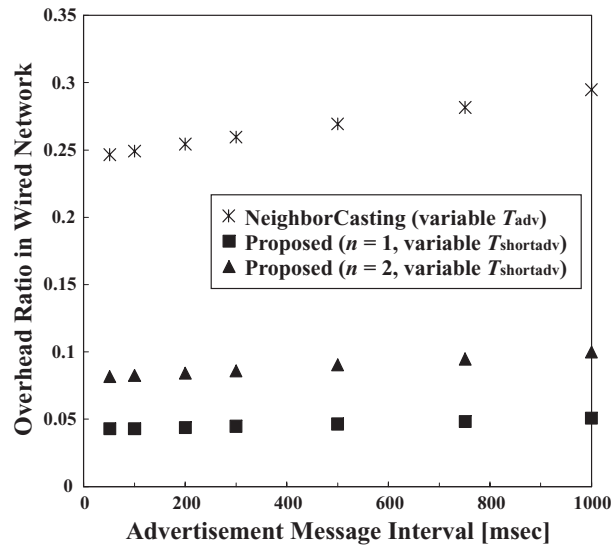


図 4.11: 2FA モデルでのオーバーヘッド特性

れより，MN の移動速度が比較的速いことが想定される環境においては，予め小さな $T_{shortadv}$ に設定することで，無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性を大幅に大きくすることなく良好なハンドオフレイテンシ特性を実現できることが分かる．反対に，MN の移動速度が遅いことが想定される環境においては，予め比較的大きな $T_{shortadv}$ に設定するべきであると考えられる．

4.5.5 FA の状態変化を考慮した場合における特性

提案方式は，周辺 FA テーブルの初期設定が不要となる等のメリットがある一方で，周辺 FA から NFA メッセージを受信するまで周辺 FA テーブルが更新されない．また別の方式として，予め各 FA の周辺 FA テーブルの初期状態を設定し，定期的に周辺 FA と情報交換することにより，周辺 FA テーブルの状態を最新に保持する方式が考えられる．以降，テーブル定期更新方式と呼ぶ．提案方式では，ハンドオフが正常に完了した場合にのみ，移動先 FA からの NFA メッセージにより周辺 FA テーブルの更新が行われる．周辺 FA が故障等により状態変化した場合，ハンドオフは正常に完了せず，移動先 FA は NFA メッセージを送信することができないため，移動

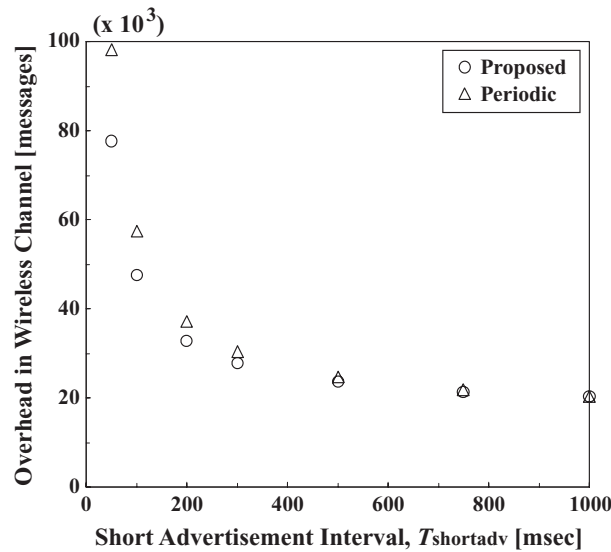


図 4.12: FA の状態変化を考慮した場合の無線チャネルのオーバーヘッド特性

元 FA はそれを検知することはできない。従って、各 FA は常に周辺 FA が正常に動作しているという前提で、SADV メッセージ送信およびパケット複製、転送を行う。それに対し、テーブル定期更新方式では、周辺 FA が状態変化した場合、それを検知することが可能である。周辺 FA の状態変化を検知した場合、正常に動作している FA の中から移動先を推定する。本研究では、両方式の計算機シミュレーションによる特性評価を行う。シミュレーション条件は図 4.7～図 4.9 と同様に設定する。実システムにおいては、23 個の FA のうち複数の FA が同時に故障する確率は低いと考えられるため、一番故障の影響が大きいと考えられるエリアの中心に位置する FA11 が、シミュレーション開始時点から 180 秒後に故障し、シミュレーション終了時まで復旧しない場合の特性を評価する。また、テーブル定期更新方式におけるテーブル更新間隔は 60 秒と設定し、両方式ともに推定移動先 FA 数 $n = 2$ とする。図 4.12 に FA の状態変化を考慮した場合の無線チャネルのオーバーヘッド特性を示す。図 4.12 より、無線チャネルのオーバーヘッドは、テーブル定期更新方式の方が大きくなる事が分かる。これは、テーブル定期更新方式では、周辺 FA の状態変化を検知できるため、推定移動先 FA に故障した FA が含まれることはなく、常に n 個全て

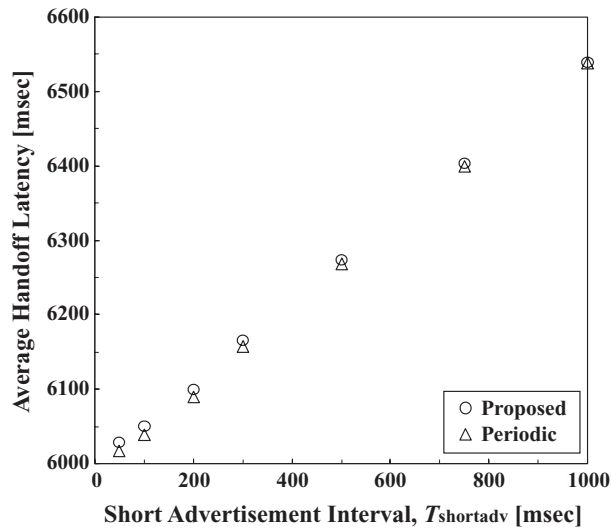


図 4.13: FA の状態変化を考慮した場合の平均ハンドオフレイテンシ特性

の推定移動先 FA で SADV メッセージが正しく受信され、ADV メッセージ送信間隔が短縮されるのに対し、提案方式では、周辺 FA の状態変化を検知できないため、推定移動先 FA に故障した FA が含まれる可能性があり、ADV メッセージ送信間隔を短縮する FA 数が n 個よりも少なくなるためだと考えられる。

図 4.14 に FA の状態変化を考慮した場合の平均ハンドオフレイテンシ特性、表 4.4 に移動先 FA の推定成功率をそれぞれ示す。図 4.14 より、 $T_{shortadv}$ が小さい場合において、テーブル定期更新方式の特性がわずかに良いことが分かる。これは、テーブル定期更新方式は、周辺 FA の状態変化を検知できるため、常に n 個全ての推定移動先 FA で ADV メッセージ送信間隔が短縮されるのに対し、提案方式では、周辺 FA の状態変化を検知できないため、ADV メッセージ送信間隔を短縮する FA 数が n 個よりも少なくなるためだと考えられる。また、図 4.14 および表 4.4 を図 4.9 および表 4.3 とそれぞれ比較すると、両方式ともに特性が劣化していることが分かる。今、MN が図 4.6 の FA6 のセルからハンドオフした時、周辺 FA テーブルから FA11、FA7、FA10 の順に近い FA を発見した場合を考える。この時、テーブル定期更新方式の場合、故障している FA11 を除外し、推定移動先 FA として FA7 と FA10 にパケット転送を行う。それに対し、提案方式の場合、FA11 の故障を検知できず、

表 4.4: FA の状態変化を考慮した場合の周辺 FA の推定成功率

	Proposed	Periodic
P_{suc1}	0.6775	0.7137
P_{suc2}	0.1985	0.1717
P_{fail}	0.1240	0.1146

推定移動先 FA として FA11 と FA7 にパケット転送を行う。FA11 が故障している場合、FA6 からは FA12, FA15, FA16 へハンドオフすることも予想される。従って、 $n = 2$ とした場合、テーブル定期更新方式でも移動先 FA の推定成功率が低くなるため、ハンドオフレイテンシ特性の劣化が大きくなると考えられる。よって、テーブル定期更新方式では、周辺 FA の故障を検知した場合、移動先 FA の推定成功率を高めるために大きな n を設定するか、有線および無線チャネルのオーバーヘッド特性の劣化を防ぐためにパケット転送を行わないかの動作をすべきであると考えられる。また、提案方式では、SADV メッセージに対する周辺 FA からの受信確認メッセージ等を付加し、周辺 FA の状態変化の検知を可能にする機構を付加することで故障した FA を推定移動先 FA から除外し、周辺 FA の故障を検知した場合、テーブル定期更新方式と同様に、大きな n を設定するか、パケット転送を行わないかの動作をすることで、テーブル定期更新方式と同等の特性を得ることができると考えられる。

4.5.6 スケーラビリティに関する考察

提案方式のスケーラビリティに関しては、無線チャネルに送信される ADV メッセージ数、すなわち、無線チャネルのオーバーヘッドで評価すべきである。提案方式では、ハンドオフが生じるたびに推定移動先 FA にて ADV メッセージ送信間隔が短縮される。つまり、ネットワーク全体に存在する移動端末数 N が大きいほど、ハンドオフが頻発し、その結果、無線チャネルのオーバーヘッドが増大する。図 4.15

に移動端末数を変化させた時の無線チャネルにおけるオーバーヘッド特性を示す。図 4.15 より、 $T_{shortadv}$ を小さく設定した場合、 N が大きくなると、無線チャネルのオーバーヘッドが大きくなることが分かる。ただし、 N を 32 から 64 へと 2 倍にした場合、無線チャネルのオーバーヘッドはほぼ 2 倍に増大しているが、 N を 256 から 512 へと 2 倍にした場合、無線チャネルのオーバーヘッドの増大はほぼ 1.3 倍となり、 N が大きくなるにつれ、無線チャネルのオーバーヘッドの増大は小さくなることが分かる。これは、提案方式では、 N が小さい場合、ハンドオフの生じる頻度が低いため、推定移動先 FA が SADV メッセージを受信した時に、ADV メッセージ送信間隔が短縮されていない可能性が高いのに対し、 N が大きい場合、ハンドオフの生じる頻度が高いため、推定移動先 FA が SADV メッセージを受信した時に、他の端末からの SADV メッセージにより ADV メッセージ送信間隔が短縮されている可能性が高いからだと考えられる。理論的には N を無限大にし、常に全ての FA で ADV メッセージ送信間隔が $T_{shortadv}$ になる場合、 $T_{adv} = T_{shortadv}$ と設定した Mobile IP および NeighborCasting と同等の無線チャネルのオーバーヘッドが発生すると考えられる。図 4.7 と図 4.15 を比較すると、 N が 512 の時の $T_{shortadv} = 50[\text{msec}]$ の提案方式の無線チャネルのオーバーヘッドは、 $T_{adv} = 50[\text{msec}]$ の Mobile IP および NeighborCasting の場合の 71 パーセント程度であることが分かる。これより、提案方式は、移動端末数 N が大きい場合、 $T_{shortadv}$ を小さく設定すると、無線チャネルのオーバーヘッドが増大し、Mobile IP および NeighborCasting 方式の特性に近づくが、オーバーヘッドの増加は線形的ではないため、ある程度の N までは対応可能であると考えられる。対応できないほど N が大きくなり、スケーラビリティに問題が生じる場合の対処としては、各 FA における $T_{shortadv}$ と T_{adv} が適用される時間の割合を測定および算出し、ある割合以上に $T_{shortadv}$ が適用される場合、 $T_{shortadv}$ の値を大きくする等の制御を付加することにより、無線チャネルのオーバーヘッドの増大は軽減され、スケーラビリティは確保されることが考えられる。

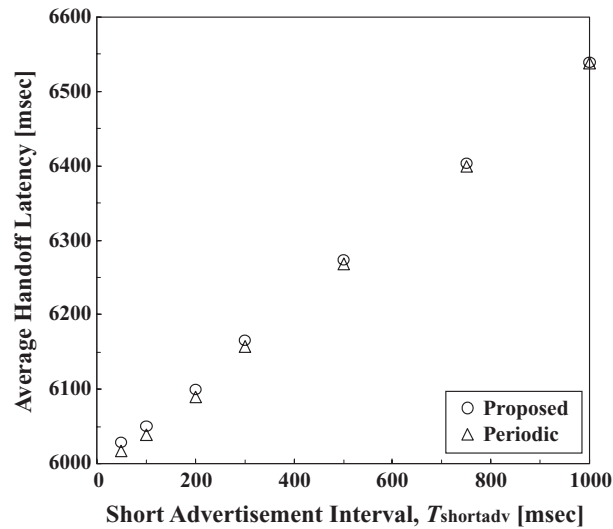


図 4.14: FA の状態変化を考慮した場合の平均ハンドオフレイテンシ特性

4.6 第4章のまとめ

本章では、有線および無線チャネルのオーバーヘッドをほとんど増大させることなく低ハンドオフレイテンシを実現する移動端末の位置情報を用いたハンドオフ方式を提案した。提案方式では、有線チャネルの負荷を低減するために、移動元 FA が MN および周辺 FA の位置情報を用いて移動先 FA を推定し、移動先 FA を限定してパケットを複製して転送する。また、移動元 FA が移動先 FA に対してハンドオフを通知し、移動先 FA が ADV メッセージ間隔を短縮することで、MN が自セル内に入ったことを認識するまでにかかる時間を短縮する。さらに、実際の移動先ではなかった全ての推定移動先 FA に通知し ADV メッセージ送信間隔の短縮を解除する機能を付加する。理論解析および計算機シミュレーションを用いて提案方式のハンドオフレイテンシおよびオーバーヘッド特性について評価した結果、提案方式は有線および無線チャネルにおけるオーバーヘッドをほとんど増大させることなく低ハンドオフレイテンシを実現できることを示した。特に、セルのオーバーラップが全く生じない環境においては $n = 2$ を適用し、セル間距離が短く所々で電波が届かない箇所があるような環境においては $n = 1$ を適用することで、オーバーヘッドを最低

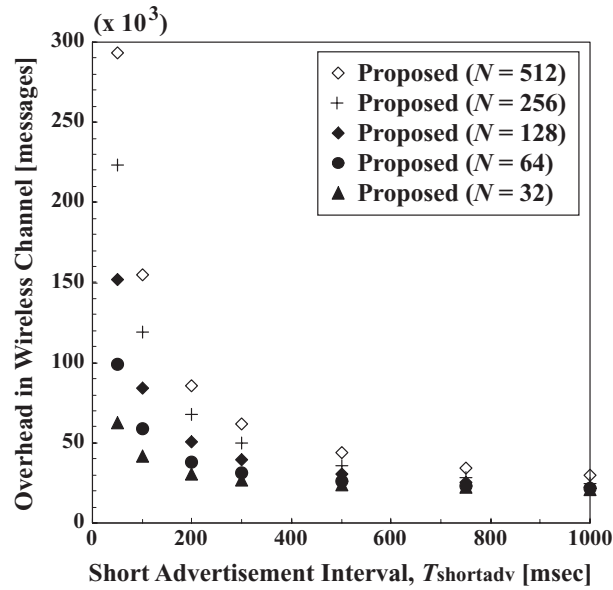


図 4.15: 移動端末数を変化させた時の無線チャンネルにおけるオーバーヘッド特性

限に抑えつつ良好なハンドオフレイテンシ特性が得られることを示した。

本研究では, $T_{shortadv}$ を固定しているが, 適切な $T_{shortadv}$ の値の検討や, MN から取得する位置情報を基に MN の移動速度を推定し, 推定した移動速度に基づいて $T_{shortadv}$ を動的に変化させる方式の検討, さらに, 周辺 FA の状態変化を考慮した環境や位置情報を検出できない場合に特性劣化を軽減する方式の検討等が今後の検討課題である。

第4章参考文献

- [1] C.E. Perkins, “Mobile IP,” *IEEE Commun. Mag.*, vol.40, no.5, pp. 66–82, May 2002.
- [2] C.E. Perkins, “IP Mobility Support for IPv4,” *IETF RFC 3220* (work in progress), 2002.
- [3] R. Koodli, “Fast Handovers for Mobile IPv6,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2002.
- [4] E. Shim, H. Wei, Y. Chang, and R. D. Gitlin, “Low Latency Handoff for Wireless IP QOS with Neighborcasting,” in *Proc. IEEE ICC '02*, pp. 3245–3249, June 2002.
- [5] M. Ergen, S. Coleri, B. Dunder, A. Puri, J. Walrand, and P. Varaiya, “Position Leverage Smooth Handover Algorithm for Mobile IP,” in *Proc. IEEE ICN '02*, Aug. 2002.
- [6] M. Ergen, S. Coleri, B. Dunder, R. Jain, A. Puri, and P. Varaiya, “Application of GPS to Mobile IP and Routing in Wireless Networks,” in *Proc. VTC2002-Fall*, Sep. 2002.
- [7] 安田明生, “GPS 技術の展望,” *電子情報通信学会論文誌*, vol.J84-B, no.12, pp.2082–2091, Dec. 2001.

- [8] 羽田久一, 川喜多佑介, “インターネット GPS,” 情報処理学会誌, vol.43, no.8, pp.836–844, Aug. 2002.
- [9] 舘田良文, 安田明生, “異なるコード追尾方式の GPS 受信期間で生じる差動誤差の解析,” 電子情報通信学会論文誌, Vol.J84–B, No.12, pp.2108–2114, Dec. 2001.
- [10] D. Johnson, C. Perkins, J. Arkko, “IP Mobility Support for IPv6,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2003.
- [11] H. Soliman, C. Castelluccia, K. El-Malki, and L. Bellier, “Hierarchical Mobile IPv6 mobility management,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2003.
- [12] A. Campbell, J. Gomez, S. Kim, A. Valko, C. Wan, and Z. Turanyi, “Design, Implementation, and evaluation of Cellular IP,” *IEEE Personal Commun.*, vol.7, no.4, pp.42–49, Aug. 2000.
- [13] R. Ramjee, K. Varadhan, L. Salgarelli, S. Thuel, S. Wang, and T. Porta, “HAWAII: A domain-based approach for supporting mobility in wide-area wireless networks,” *IEEE/ACM Trans., Networking*, vol.10, no.3, pp.396–410, June 2002.
- [14] M. Liebsch, A. Singh, H. Chaskar, D. Funato, and E. Shim, “Candidate access router discovery,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2003.
- [15] J. Loughney, M. Nakhjiri, C. Perkins, and R. Koodli, “Context transfer protocol,” *IETF Internet Draft* (work in progress), 2003.
- [16] C. Bettstetter, “Smooth is Better Than Sharp: A Random Mobility Model for Simulation of Wireless Networks,” *in Proc. MSWiM’01*, pp. 19–27, 2001.

第5章

結論

本研究では、端末の移動性を考慮したマルチメディア通信に適したネットワークを実現するために、ATM 及び WDM を用いた交換システムと Mobile IP を用いた網制御法を提案し、理論解析と計算機シミュレーションにより、その有効性を示した。

第1章では、研究背景や目的及び本研究の基礎となる ATM、WDM を用いた交換システム、Mobile IP について簡単に述べた。第2章は入出力バッファ型 ATM スイッチにおいて低セル棄却率及び低システム遅延を達成可能なスイッチ構成法を提案した。入出力バッファ型スイッチにおいては、複数のセルが同一の出力ポートを目指す HOL ブロッキングによりセル棄却率特性が劣化してしまう。この劣化を防ぐことは重要な課題である。低セル棄却率及び低システム遅延を達成するために、二つの Speedup Factor を用いた入出力バッファ型 ATM スイッチを提案し、計算機シミュレーション及び理論解析結果より、提案スイッチが遅延特性をほとんど劣化させずにセル棄却率特性を改善できることを示した。第3章ではマルチキャストトラヒックにおいて高スループット及び低システム遅延を達成可能な WDM を用いた交換システムにおけるチャンネル割り当てプロトコルを提案した。目的アドレスの重複が頻発するマルチキャストトラヒック環境下では、スループット及びシステム遅延特性が劣化してしまう。この劣化を防ぐことは重要な課題である。高スループット及び低システム遅延を達成するために、目的アドレスの重複したユーザに対して優先制御を施すチャンネル割り当て方式を提案し、計算機シミュレーション及び理論解析結果より、提案方式がスループット及びシステム遅延特性を改善できることを示した。第4章では Mobile IP において低ハンドオフレイテンシを達成可能な網制御法

を提案した。端末が移動しながらインターネットにアクセスする環境下で再送処理の許容されないリアルタイムトラヒックを扱う場合、ハンドオフレイテンシ特性の劣化を防ぐことは重要な課題である。低ハンドオフレイテンシ特性を実現するために、移動端末の位置情報を用いた新たな網制御法を提案し、計算機シミュレーション及び理論解析結果より、提案方式が有線及び無線チャネルのオーバーヘッドの増加を抑えつつハンドオフレイテンシ特性を改善できることを示した。

以上述べたように、本論文ではバックボーン系、アクセス系、LANのそれぞれのネットワークにおいて、データ損失及び遅延特性を低減する交換システム及び網制御法を提案した。これらの提案方式を適用することで、端末の移動を考慮した環境下で、ネットワークの大容量化、高速化、厳しい要求品質への対応が可能になる。従って、これらの提案技術が今後のモバイルインターネット技術のさらなる発展に貢献することを確信している。

論文目録

原著論文

主論文に関する公刊論文

- (1) 萬代 雅希, 厩橋 正樹, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “二つの Speedup Factor を用いた入出力バッファ型 ATM 交換機の特性解析,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J81-B-I, no.2, pp.91–99, 1998 年 2 月.
- (2) 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “マルチキャストパケット混在トラヒックでのシングルホップ光ネットワークにおけるチャンネル予約プロトコルの特性解析,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J82-B, no.2, pp.236–250, 1999 年 2 月.
- (3) 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “Mobile IP における位置情報を用いた低レイテンシなハンドオフ方式,” 情報処理学会論文誌 (採録決定).

その他の公刊論文

- (1) 西野 嘉之, 萬代 雅希, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “2 種類の優先権を考慮したバッチャ網によるノックアウトパケットスイッチ,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J82-B, no.2, pp.225–235, 1999 年 2 月.
- (2) 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 蓼沼 未央子, 西野 嘉之, 笹瀬 巖, “複数スロット予約と指数関数バックオフによる通信許可確率制御を適用した DRMA 方式,” 電子

- 情報通信学会論文誌 B, vol.J84-B, no.7, pp.1276–1287, 2001 年 7 月.
- (3) 高橋 道人, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, 有田 武美, “トークンパッシングとハブステーションによる代理パケット再送信を適用した Wireless 1394 方式,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J85-B, no.10, pp.1706–1718, 2002 年 10 月.
- (4) 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “無線アドホックネットワークにおいてデッドロックの回避とネットワークポロジィの変化に対応したメディアアクセス制御プロトコル,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J85-B, no.12, pp.2165–2178, 2002 年 12 月.
- (5) 宇都宮 依子, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “Wireless 1394 において符号化レート制御とコピーデータ送信を併用した動画像通信方式,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J86-B, no.3, pp.560–575, 2003 年 3 月.
- (6) 高沢 智明, 宇都宮 依子, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “Wireless 1394 方式において Isochronous 転送と Asynchronous 転送を併用した VBR 動画像伝送方式,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J86-B, no.10, pp.2215–2228, 2003 年 10 月.
- (7) 高橋 道人, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “アドホックネットワークにおける階層依頼型経路探索を用いた多階層 ZHLS ルーティング方式,” 電子情報通信学会論文誌 B, vol.J86-B, no.10, pp.2107–2116, 2003 年 10 月.
- (8) 宇都宮 依子, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “無線アドホックネットワークにおいて NACK 及び指向性アンテナによるブロードキャストデータ再送信を用いた MAC プロトコル,” 電子情報通信学会論文誌 (採録決定).

口頭発表論文

国際会議

- (1) **Masaki Bandai**, Masaki Umayabashi, Shigeki Shiokawa, and Iwao Sasase, “Input and output queueing ATM switch with two speedup factors,” 1996 International Symposium on Information Theory and Its Applications (ISITA’96), pp.222–225, Victoria, Canada, Sept. 1996. (発表者 萬代 雅希)
- (2) **Masaki Bandai**, Shigeki Shiokawa, and Iwao Sasase, “Performance analysis of multicasting protocol in WDM-based single-hop lightwave networks,” 1997 IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM’97), pp.561–565, Phoenix, USA, Nov. 1997. (発表者 萬代 雅希)
- (3) **Masaki Bandai**, Shigeki Shiokawa, and Iwao Sasase, “Performance analysis of packet reservation protocol under unicast and multicast traffic in WDM-based single-hop lightwave networks,” 1997 IEEE Malaysia International Conference on Communications (MICC’97), pp.S6.6.1–S6.6.7, Kuala Lumpur, Malaysia, Nov. 1997. (発表者 萬代 雅希)
- (4) Michito Takahashi, Yota Komoriya, **Masaki Bandai**, and Iwao Sasase, “A medium access control protocol with token passing and retransmission by the hub station in the asynchronous transfer mode of wireless 1394,” 2001 IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM’01), pp.3728–3732, San Antonio, Texas, USA, Nov. 2001.(発表者 高橋 道人)
- (5) **Masaki Bandai** and Iwao Sasase, “A medium access control protocol with tone signals and collision avoidance mechanism in wireless ad hoc networks,” 2001 Asia Pacific Symposium on Information and Telecommunications Technology (APSITT’01), pp.181–185, Kathmandu, Nepal / Atami, Japan, Nov.

- 2001.(発表者 萬代 雅希)
- (6) Yoriko Utsunomiya, Yota Komoriya, **Masaki Bandai**, Tomoyuki Udagawa, and Iwao Sasase, “Video transmission with variable video coding rate and copy data transmission over Wireless 1394 in wireless high bit-rate home network,” 2002 International Symposium on Information Theory and its Applications (ISITA’02), pp.527–530, Xi’an, PRC, Oct. 2002. (発表者 宇都宮 依子)
- (7) Tomoaki Takazawa, Yoriko Utsunomiya, Yota Komoriya, **Masaki Bandai**, and Iwao Sasase, “VBR video transmission with isochronous and asynchronous transfer mode over Wireless 1394,” 2002 International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC’02), pp.1088–1092, Hawaii, USA, Oct. 2002. (発表者 高沢 智明)
- (8) Takahito Fujii, Michito Takahashi, **Masaki Bandai**, Tomoyuki Udagawa, and Iwao Sasase, “An efficient MAC protocol in wireless ad-hoc networks with heterogeneous power nodes,” 2002 International Symposium on Wireless Personal Multimedia Communications (WPMC’02), pp.776–780, Hawaii, USA, Oct. 2002. (発表者 藤井 敬人)
- (9) Takeshi Murakami, Tomoaki Takazawa, Michito Takahashi, **Masaki Bandai**, and Iwao Sasase, “A RSVP connection renewing scheme in Mobile IP environment,” 2003 IEEE Pacific Rim Conference on Communications, Computers and Signal Processing (PACRIM’03), pp.875–878, Victoria, B.C., Canada, Aug. 2003. (発表者 村上 剛)
- (10) **Masaki Bandai** and Iwao Sasase, “A load balancing mobility management for Multilevel Hierarchical Mobile IPv6 networks,” IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Communications (PIMRC’03), pp.460–464, Beijing, China, Sep. 2003. (発表者 萬代 雅希)

- (11) Masaki Bandai and Iwao Sasase, “A low latency handoff scheme using positional information for Mobile IP based networks,” 2003 IEEE Global Telecommunications Conference (GLOBECOM’03), San Francisco, California, USA, Dec. 2003. (発表者 萬代 雅希)
- (12) Yoriko Utsunomiya, Michito Takahashi, Masaki Bandai, and Iwao Sasase, “A medium access control protocol with retransmission using NACK and directional antennas for broadcasting in wireless ad-hoc networks,” The Fifth European Wireless Conference (European Wireless’04), Barcelona, Spain, Feb. 2004. (発表予定者 宇都宮 依子)

研究会等

- (1) 萬代 雅希, 厩橋 正樹, 竹森 祐敬, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “2つのスピードアップファクタを用いた入出力バッファ型ノンブロッキング ATM 交換機,” 電子情報通信学会 1996 年電子情報通信学会総合大会, no.B-601, p.33, 1996 年 3 月. (発表者 萬代 雅希)
- (2) 萬代 雅希, 厩橋 正樹, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “2つのスピードアップファクタを用いた入出力バッファ型 ATM 交換機,” 電子情報通信学会交換システム研究会技術研究報告, vol.SSE96-46, pp.19-24, 1996 年 8 月. (発表者 萬代 雅希)
- (3) 西野 嘉之, 萬代 雅希, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “バッチャーパーバンヤン網の入力に中間バッファを用いた SCOQ 交換機,” 電子情報通信学会交換システム研究会技術研究報告, vol.SSE96-152, pp.49-54, 1997 年 2 月. (発表者 西野 嘉之)
- (4) 萬代 雅希, 厩橋 正樹, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “波長分割多重 (WDM) 方式を用いたスター型光ネットワークにおけるパケット交換プロトコル,” 電子情報通信学会交換システム研究会技術研究報告, vol.SSE96-148, pp.25-30, 1997 年 2 月. (発表者 萬代 雅希)

- (5) 萬代 雅希, 厩橋 正樹, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “非同報及び同報混在トラヒックでの WDM 光ネットワークにおける予約プロトコルの特性解析,” 電子情報通信学会 1997 年電子情報通信学会ソサイエティ大会, no.B-6-5, p. 5, 1997 年 9 月. (発表者 萬代 雅希)
- (6) 西野 嘉之, 萬代 雅希, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “2 種類のパケットを考慮したバッチャ網によるノックアウトスイッチの特性評価,” 第 20 回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'97), pp.565-568, 1997 年 12 月. (発表者 西野 嘉之)
- (7) 崎島 淳一, 萬代 雅希, 塩川 茂樹, 笹瀬 巖, “可変長メッセージ対応型 WDM シングルホップネットワークにおけるメッセージ長に優先権を付加した予約プロトコル,” 電子情報通信学会交換システム研究会技術研究報告, vol.SSE97-196, pp.19-24, 1998 年 3 月. (発表者 崎島 淳一)
- (8) 小森谷 陽多, 西野 嘉之, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “データメッセージ長に対応した複数スロット予約と指数関数バックオフによる送信許可確率制御を適用した DRMA 方式,” 電子情報通信学会無線通信システム研究会技術研究報告, vol.RCS2000-85, pp.91-97, 2000 年 7 月. (発表者 小森谷 陽多)
- (9) 高橋 道人, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, 有田 武美, “トークンパッシングとハブステーションによるパケット再送信を適用した Wireless 1394 方式の特性評価,” 電子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2001-31, pp.19-24, 2001 年 5 月.(発表者 高橋 道人)
- (10) 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “Performance analysis of a medium access protocol with busy tones in wireless ad hoc networks,” 電子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2001-29, pp.7-12, 2001 年 5 月.(発表者 萬代 雅希)
- (11) 宇都宮 依子, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, 宇田川 智之, “Wireless 1394 において符号化レート制御とコピーデータ送信を併用した動画像通信方式,” 電

- 子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2001-30, pp.13-18, 2001年5月.(発表者 宇都宮 依子)
- (12) 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “無線アドホックネットワークにおいてデッドロックの回避とネットワークトポロジの変化に対応した MAC プロトコル,” 電子情報通信学会無線通信システム研究会技術研究報告, vol.RCS2001-208, pp.37-44, 2002年1月.(発表者 小森谷 陽多)
- (13) 高沢 智明, 宇都宮 依子, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 宇田川 智之, 笹瀬 巖, “Wireless 1394 方式において Isochronous 転送と Asynchronous 転送を併用した VBR 動画像伝送方式,” 電子情報通信学会 2002 年電子情報通信学会総合大会, no.B-5-303, p.754, 2002年3月. (発表者 高沢 智明)
- (14) 藤井 敬人, 高橋 道人, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 有田 武美, 笹瀬 巖, “送信範囲の異なる端末から構成された無線アドホックネットワークに適した MAC プロトコル,” 電子情報通信学会 2002 年電子情報通信学会総合大会, no.B-5-270, p.721, 2002年3月. (発表者 藤井 敬人)
- (15) 高沢 智明, 宇都宮 依子, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “Wireless 1394 方式において Isochronous 転送と Asynchronous 転送を併用した VBR 動画像伝送,” 電子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2002-49, pp.19-24, 2002年8月. (発表者 高沢 智明)
- (16) 藤井 敬人, 高橋 道人, 小森谷 陽多, 萬代 雅希, 宇田川 智之, 笹瀬 巖, “送信範囲の異なる端末から構成された無線アドホックネットワークに適した MAC プロトコル,” 電子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2002-52, pp.35-40, 2002年8月. (発表者 藤井 敬人)
- (17) 宇都宮 依子, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “無線アドホックネットワークにおいて NACK 及び指向性アンテナによるブロードキャストデータ再送信を用いた MAC プロ

- トコル,” 第 25 回情報理論とその応用シンポジウム (SITA'2002), pp.23–26, 2002 年 12 月.(発表者 宇都宮 依子)
- (18) 高橋 道人, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “アドホックネットワークにおける新経路探索法を用いた多階層 ZHLS ルーティング方式,” 電子通信情報学会無線通信システム研究会技術研究報告, vol.RCS2002-210, pp.19–24, 2003 年 1 月. (発表者 高橋 道人)
- (19) 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “モバイル IP ネットワークにおいて位置情報を用いたシームレスなハンドオフ方式,” 電子通信情報学会無線通信システム研究会技術研究報告, vol.RCS2002-209, pp.13–18, 2003 年 1 月. (発表者 萬代 雅希)
- (20) 高沢 智明, 萬代 雅希, 笹瀬 巖, “片方向リンクが存在するアドホックネットワークにおける効率的なマルチキャストルーティングプロトコル,” 電子通信情報学会通信方式研究会技術研究報告, vol.CS2003-118, pp.53–57, 2003 年 11 月. (発表者 高沢 智明)

謝辞

本研究は、1995年より1998年までおよび2000年より2004年まで慶應義塾大学大学院において行われたものであり、終始御懇切な御指導を賜りました慶應義塾大学笹瀬巖教授、現日本工業大学森真作教授に深く感謝致します。さらに本論文をまとめるにあたり多大なる御助言、御討論を頂いた慶應義塾大学中川正雄教授、岡田謙一教授、天野英晴教授に深く感謝致します。

本研究を行うための素晴らしい環境を与えて下さった、笹瀬研究室、森研究室の人々に感謝致します。特に、無線ネットワーク分野において、本研究を支えて下さった小森谷陽多氏(ソニー)、高橋道人氏(ソニー)、宇都宮依子氏(東芝)、高沢智明氏、藤井敬人氏、村上剛氏、筒井康浩氏に感謝します。また、有線ネットワーク分野において熱心な討論をして頂き、本研究の指針を与えていただいた塩川茂樹先生(神奈川工大)、竹森敬祐氏(KDDI研究所)、厩橋正樹氏(日本電気)、遠藤俊樹氏(KDDI研究所)、西野嘉之氏(Virtual N)、金沢岳史氏(松下通工)、檜山聡氏(NTTドコモ)、崎島淳一氏(三井物産)に感謝します。

さらに、博士課程に在籍中、苦楽を共にさせていただいた、小泉裕孝先生(東京農工大)、関屋大雄先生(千葉大)、鎌倉浩嗣先生(千葉大)、安昌俊氏(通信総研)、佐久田誠氏(Virtual N)、岡崎浩平氏、荒川豊氏に感謝します。

最後に長年私を支えて下さった家族をはじめ、私を取り巻くすべての人に心より感謝致します。

平成 16 年春 萬代雅希