修士論文

題目

無線LANにおけるMACプロトコルに関する研究

指導教員

所 真理雄 客員教授
天野 英晴 助教授

慶應義塾大学大学院

理工学研究科 計算機科学専攻

1997年度

89624639

矢崎 啓之

修士論文要旨

専攻	計算機科学	学籍 番号	89624639	フリガナ 氏名	ヤザキ ヒロユキ 矢崎 啓之

(論文題名)

無線 LAN における MAC プロトコルに関する研究

(内容の要旨)

（内容の要旨は約25行程度で記入のこと）

無線 LAN の標準化が IEEE 802.11 Working Group において進行中であり、MAC プロトコルに関しては **CSMA/CA** と呼ばれる競合多重アクセス方式を中心に検討が行われている。LAN における無線メディアの導入にあたっては、無線固有の特性から生じる 2 つの問題を考慮する必要があることは従来より指摘されている。1 つは『隠れ端末問題』として知られている問題で、無線 LAN のパフォーマンスは隠れ端末の存在により急激に悪化する。**CSMA/CA** では、2 つの制御フレーム **RTS,CTS** により、通信開始に際してメディアの占有を周囲に宣言することで隠れ端末問題に対応している。もう 1 つの問題として、サービスエリア内での全ステーションの同期が行われないという点が挙げられる。**CSMA/CA** をはじめとした既存の MAC プロトコルではこの点については何の解決も行われておらず、したがって LAN で頻繁に用いられるブロードキャスト機構が MAC レベルではサポートされていない。

本稿では、無線 LAN における MAC レベルのブロードキャスト機構を実現するための枠組として、新たな MAC プロトコル **CSMA/CA-DS** を提案する。**CSMA/CA-DS** の提案に際し、1 サービスエリア内の全ステーションと通信を行えるステーション (中央ステーション) の存在を仮定しているが、現実の無線 LAN においてこの仮定は十分に妥当なものでである。提案するプロトコルは既存の **CSMA/CA(+RTS/CTS)** を拡張した形式をとり、新たに二種類の制御フレームを導入する。

- **DS**: 中央ステーションが全ステーションに対して『新たな通信の開始 (メディア占有)』を通知するための制御フレーム
- **RL**: 中央ステーションが全ステーションに対して『現在行われている通信の終了 (メディア開放)』を通知するための制御フレーム

本稿において **CSMA/CA-DS** と **CSMA/CA,CSMA/CA+RTS/CTS** の性能評価を待ち行列理論及びシミュレーションで行った。新たなプロトコルの性能が **CSMA/CA+RTS/CTS** と同程度であることを示し、オーバヘッドが現実的な範囲であることを示した。

慶應義塾大学大学院理工学研究科前期博士課程

Summary of M. S. Thesis

Major	Student No.	SURNAME, Firstname
Dept. of Computer Science	89624639	YAZAKI Hiroyuki

Title

A Study on MAC Protocol for Wireless LAN

The standardization of Wireless LAN is in progress at IEEE 802.11 Working Group. Its medium access protocol is basically CSMA-based protocol which is used for token-bus networks. Since the propety of wireless networks is different from wired one, each station may not communicate with all station in the same domain. This makes two problems. The one is known as “Hidden Terminal Problem,” which makes performance of wireless networks much worse. The **CSMA/CA** with **RTS/CTS** protocol defined by IEEE 802.11 Standard, each station declare the use of wireless medium before transmission, works well on this problem. However, there is another problem that no synchronization mechanism in a domain, hence the broadcast/multicast transmission in the wireless LAN is almost impossible.

In this paper, we propose the new protocol for wireless LAN to make mulcticast/broadcast transmission possible. To propose this protocol, we make an assumption that there is a station (central station) which can communicate with all station in the domain, which is often in common with wireless LAN. The proposed protocol (**CSMA/CA-DS**)is basically the extention for **CSMA/CA** with **RTS/CTS** protocol, and we add two more control frames to that protocol.

- **DS** frame used by central station to declare the medium is busy after this frame.
- **RL** frame used by central station to declare the medium is idle after this frame.

We evaluate the performance by simulating the proposed protocol, and we conclude that the throughput degradation of newly proposed protocol is within 10% compared with **CSMA/CA** with **RTS/CTS**protocol, which is acceptable compared to the merit of the support for broadcast/multicast mechanism.

Graduate School of Science and Technology, KEIO UNIVERSITY

(The summary of thesis should be written within 35 lines)

目 次

図 目 次

表 目 次

第 1 章

序論

1.1　はじめに

近年のハードウェア技術の進歩によって、ノートサイズの計算機や PDA 等の携帯端末が個人で購入・使用できる環境が整いつつある。また一方で移動体通信の発展により、携帯電話/PHS が個人レベルまで広く普及している。この 2 つの流れにともなって、出先の携帯端末から移動体通信を通してインターネットにアクセスする、いわゆるモーバイルコンピューティング[1]が注目されている。

『モーバイルコンピューティング (mobile computing)』とは本来、計算機に対してのネットワークサービスが、計算機の位置の変化に関わらず常に同じように行えるという環境のことを示すが、このモーバイルコンピューティングを実現するにあたって、ケーブルを必要としない無線メディアは不可欠なものとなっている。近年において米国における ISM バンドの開放を契機に、LAN に無線を導入する、**無線 LAN** の試みが多数行なわれ、各社で無線 LAN システムの装置が開発されている。これらのシステムでは複数のアクセスポイントで受信可能範囲を補うことにより 1 フロア全体を無線 LAN でカバーし、ホストの移動に応じてアクセスポイントを動的に変更することが製品レベルで実現されている。この技術とネットワーク層のホスト移動プロトコル [F.T93][FJ94][C.P96] を組み合わせることでモーバイルコンピューティングの環境がほぼ実現可能となる[2]。モーバイルコンピューティングの普及とともに、無線 LAN も今後確実に普及していくであろう。

無線 LAN に対するニーズはより現実的な点からも存在する。無線 LAN の大きな特徴は通信ケーブルが不要であるという点にある。そのため、配線スペースを確保できない工場・倉庫内では無線通信が絶対条件となり、また配線の頻繁な変更が要求される店舗・オフィス等では plug & play でネットワークの再構成が可能な無線 LAN は魅力的な存在となる。

このように無線 LAN に対する需要が日々増していく一方で、その標準規格は現在 IEEE 802.11WG で未だ討議中であり、各社の製品は公開された draft の仕様に準拠したものとなっている。IEEE 802.11 では物理的な伝送媒体の検討にとどまらず、媒体アクセス制御方式も含めた標準化が行なわれており、他の 802.x LAN との親和性を考慮した検討が行なわれている。IEEE 802.11 の

---

[1] マスメディアで取り上げられている”モーバイルコンピューティング”は、敢えて補足するならば狭義の意味でのモーバイルコンピューティングである。

[2] また、屋外において無線によるコンピュータネットワークサービスを提供するという意欲的な試み [Inc96] も行われている。

MAC 層におけるアクセス制御方式には集中制御方式と分散制御方式の双方が存在するが、既存の LAN との親和性から分散制御方式が利用形態として広く用いられると考えられる。

無線 LAN は有線 LAN と異なる特性を持つため、無線 LAN においては有線 LAN にはない 2 つの問題点が生じる、1 つ目の問題点は隠れ端末問題 (hidden terminal problem) として知られており、ステーション間の通信が隠れ端末によって阻害されてしまう問題である。IEEE 802.11 における分散制御方式では MAC プロトコルに **CSMA/CA** を用いており、この CSMA/CA では 2 つの制御フレーム RTS, CTS を用いることで隠れ端末問題の解決を図っている。問題点の 2 点目として、無線 LAN のメディアは共有メディアであるにも関わらず、メディア (サービスエリア) 全体の同期が得られないという点がある。これはすなわちブロードキャスト (マルチキャスト) 機構が実現されていないということを意味する。LAN においてはブロードキャスト機構は頻繁に用いられ、特に TCP/IP においては、その実現の要となる、物理アドレス (MAC アドレス) と上位層のアドレス (ネットワークアドレス) の対応づけを行なう際 (ARP) にブロードキャスト機構が必須となっている。CSMA/CA では隠れ端末問題に関しては考慮されているが、サービスエリア全体での同期という点は考慮されていない。したがってブロードキャスト機構が実現困難なものとなっている。

1.2 目的

本稿の目的は、無線 LAN における隠れ端末問題をステーション間の同期という観点から捉え直し、新たな MAC プロトコルを提案することである。提案するプロトコル (CSMA/CA-DS) は既存のプロトコル (CSMA/CA) を拡張したものであるため実装は比較的容易であり、新たな拡張によるオーバヘッドが許容内であることを示す。

1.3 構成

第 2 章では本稿で取り扱う無線 LAN についての概説を行なう。第 3 章では共有メディアへの多重アクセスの方法を、有線通信/無線通信双方を合わせて解説する。第 4 章では既存の無線 LAN における多重アクセス法の問題点を提示し、新たに提案するプロトコルの仕様を示す。第 5 章にて新たに提案したプロトコルの性能評価と、既存プロトコルとの比較・検討を行なう。第 6 章において結論を示す。

第 2 章

無線通信と無線 LAN

2.1 無線 LAN

無線 LAN の歴史は比較的浅く、無線 LAN という言葉に対しても統一的見解もしくは定義というものは未だ存在しない。本稿において以降でも無線 LAN という語を用いるが、その定義は、

> 伝送メディアに無線を用いることで、既存の有線 **LAN** を代替/補完することを目的とする **LAN**

と定める。従って本稿ではいわゆる PHS/携帯電話といった回線交換型の音声通信系については取り扱わず、データ伝送系のみに焦点を絞る。

2.1.1 無線 LAN の利用

有線 LAN では通信ケーブルによって、ホストが二重の意味で束縛されていた。1 つは物理的な束縛で、ホストの物理的な位置の変更はケーブルに束縛されるという点である。もう 1 つはネットワーク的な束縛であり、ホストは決められたネットワークセグメントから移動できないという点である。無線 LAN ではこの 2 つの束縛が存在しないため、有線 LAN では不可能であった LAN の構成/使用法が実現できる。

無線 LAN の導入目的としては大きく以下の 2 種類が考えられる。

2.1.1.1 既存 LAN の補完手段

- アドホックネットワークの実現

  会議室で各人の携帯端末を持参して会議を行なうケースや、オリンピック等のイベントでプレスセンターを設営するケース等、短期的なネットワーク (アドホックネットワーク: ad hok network) の需要が生じる。このような場合有線 LAN によってアドホックネットワークを実現することも可能であるが、ホストの位置やネットワーク構成、必要となる機材等を事前に綿密に計画しておく必要がある。無線 LAN ではアドホックネットワークの構築における制約はほとんどなく、信号が受信出来る範囲にホストが位置していればよい。

- ローミングの実現

無線 LAN においては通信ケーブルが不要なため、各ホストは信号到達範囲内であれば通信中であっても自由に移動することができる。さらには通信中にサービスエリアを跨いだ移動 (ローミング) も実現できる。ローミングによりネットワークセグメント間のホストの移動がサポートされるため、ネットワーク層におけるホスト移動プロトコル ([F.T93][FJ94][C.P96]) と複合することで、通信中のサブネット移動も可能となり、より進んだモーバイルコンピューティングが実現できる。

2.1.1.2 既存 LAN の代替手段

無線通信の最大の特徴の一つは、通信ケーブルが不要な点である。この特徴はケーブルが美観を損ねる/実用上邪魔であるといった問題の解決にとどまらず、以下のような重要な側面をもつ。

- LAN 構成の容易な変更

  LAN の導入を行なう際に生じる最大の問題点の一つとして、インフラへの設備投資コストが挙げられる。学術機関や研究機関と異なり、オフィスや店舗ではネットワーク構成変更の頻度が高くなることが予想される。LAN を無線化すると、ホストの接続が plug & play で行えるようになり、ネットワークの再編成が有線 LAN と比較してより柔軟に行える。

- ケーブル設備を導入できない場所への LAN の導入

  工場/倉庫等に LAN の導入を行なう際の問題点の一つとして、ケーブルを敷設するスペースを確保できないという点が挙げられる。このような場合有線 LAN では実現不可能である場合が多いが、通信媒体を無線にすることで物理的障害を取り除くことが可能である。

2.1.2 IEEE 802.11WG に基づく無線 LAN

本小節では、IEEE 802.11WG における無線 LAN のシステム構成を解説する。本稿における『無線 LAN』の解釈は基本的に IEEE 802.11WG における『無線 LAN』の定義に従う。

LAN の代表的な国際標準化機関である IEEE(Institute of Electrical and Electronics Engineers: 米国電気電子技術者協会) では、過去 IEEE 802.4(Token Bus) WG、IEEE 802.3(CSMA/CD) WG においてその無線化が検討されたが、標準化には至らずに議論は終了している。こうした中で 1990 年 IEEE 802.11 Wireless LAN WG が設立され、無線 LAN の標準化作業が本格的に着手された。802.11 の PAR(Project Authorization Request) の概要を表 2.1に示す。

802.11 は単に伝送媒体の検討を行なう TAG(Technical Advisory Group) による検討にとどまらず、802.3 等の有線 LAN と同じ位置づけで検討されており、802.11WG では媒体アクセス制御方式も含めた標準化案の作成を行なっている。現在は周波数の利用が既に可能である ISM バンドを使用した短期解と 10Mbps 以上の伝送速度を実現する長期解の検討を進めている。

以下では IEEE 802.11WG における Wireless LAN のシステム構成を示す。システム構成の全体像は図 2.1のようなイメージで表される。図 2.1中の各語の説明を以下に記す。

表 2.1: IEEE 802.11 PAR の概要

- パケット音声を含む 1 – 20Mbps までのコネクションレス MAC サービスをサポート
- ローカルエリア内の固定/携帯/移動体上のステーションを対象
- 想定する環境は、オフィス、ビル群、店舗、工場、病院、住宅等の屋内および駐車場、キャンパス、ビルコンプレックス、プラント、飛行場等
- 分配システムを含めた任意のステーション間での通信を実現
- IEEE 801.1/802.2/802.10 の全ての機能条件を満足
- パケット棄却率 4×10^{-5}

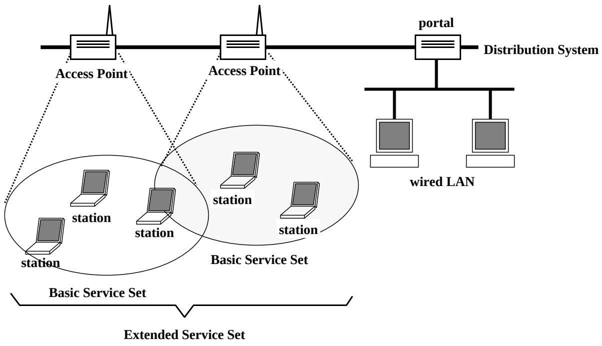


図 2.1: IEEE 802.11 における無線 LAN のシステムイメージ

ステーション　無線 LAN において、アドレスを割り当てられるエンティティ(addressable unit) をステーション (station) と呼ぶ。ステーションは通信の宛先となり得るが、その位置は必ずしも固定しておらず、以下の 3 種類の形態が存在する。

- 固定型ステーション (fixed station)

  物理的に移動しない。例としては後述するアクセスポイント等が相当する。

- 可搬型ステーション (portable station)

  物理的移動を行なうが、物理的移動の際中にネットワークに対してアクセスを行なわない。したがって通信中はネットワーク的に固定している。

- 移動型ステーション (mobile station)

  物理的移動中もネットワークに対するアクセスを行なう。

基本サービスセット　無線 LAN の構成単位を基本サービスセット (BSS: Basic Service Set) と呼ぶ (図 2.1の網の部分)。BSS は無線媒体の到達する範囲を概念的に表したもので、BSS に含まれるステーションは互いに通信可能であるといえる。BSS は有線 LAN でいうところの LAN セグメントに相当する。BSS の範囲は通常 10m のオーダである[1]。

最小の基本サービスセットは 2 台のステーションにより構成され、双方のステーションが相手のステーションと直接通信を行なう。無線 LAN ではこのようにアドホックネットワークを構成することが可能である。

拡張サービスセット　BSS の範囲に物理的限界が存在するため、2 つ以上の BSS を相互接続してサービスセットを拡張することができる。相互接続された BSS 群を拡張サービスセット (ESS: Extended Service Set) と呼び、接続に用いる要素を分配システム (DS: Distribution System) と呼ぶ。BS と DS の接続点をアクセスポイント (AP: Access Point) と呼ぶ。AP はステーションであり、ステーションの機能と加えて BS-DS 間の接続の機能を合わせ持つ[2]。

DS の実装に関しては IEEE 802.11 では『定義しないことを明記』している。即ち DS がデータリンク層であるかネットワーク層であるかは実装依存であり、例えば DS が Ethernet、AP が Ethernet–802.11 間のブリッジであってもよい。

IEEE 802.11 ではポータル (portal) と呼ばれるエンティティを定義し、802.11–有線 LAN の相互接続は portal を通して行なう。portal と AP を 1 つのエンティティで行なうことも可能であり、先の例のように DS が 802LAN 自身である場合がこれに相当する。

無線媒体　無線 LAN で使用する伝送媒体を無線媒体 (WM: Wireless Medium) と呼ぶ。IEEE 802.11 規格では無線媒体の周波数帯として各国に共通する使用可能帯域である 2.4GHz 帯を使用する[3]。

---

[1] 伝送速度が 10Mbps 以上の場合には 20m 以上の範囲をカバーするのは技術的に困難である

[2] 1 つの AP において BS 側のアドレスと DS 側のアドレスは一般に異なる。

[3] 伝送方式は CDMA 方式 (3.1.3小節参照) に制限される。

第 3 章

多重アクセス方式

3.1 移動体通信における多重アクセス

携帯電話/PHS 等の移動体通信では、通信の対象が音声であるために回線交換型のデータ通信が行なわれている。回線交換型通信における多重アクセスでは回線確立時のネゴシエーションによって各回線毎に専用の通信チャンネルが割り当てられるため、一旦回線が確立すると回線同士で送信データの競合は生じることはない。

3.1.1 FDMA

FDMA(Frequency Division Multiple Access: 周波数分割多重アクセス) 方式では、各ステーション毎で異なる送受信用周波数帯域を割り当てる。テレビ/ ラジオ/衛星放送等の公共放送は FDMA 方式である他、アナログ式携帯電話も FDMA 方式である。FDMA ではステーション毎の干渉を防ぐため周波数帯域にガードバンドを設ける必要があり、ステーション数に対して周波数の利用効率はあまり良くない。このためアナログ式携帯電話では出力レベルを下げ、受信可能エリアを小さなセルに分割することで周波数の再利用性を高めている。しかしながらセル分割によってハンドオフ処理が繁雑になる[1]。

3.1.2 TDMA

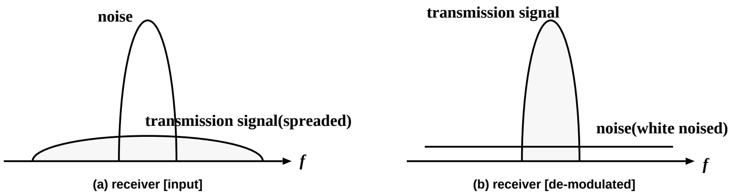
TDMA(Time Division Multiple Access: 時分割多重アクセス) 方式では、全てのステーションで同一の周波数帯域を用いる。この帯域を時分割し (時分割した単位をスロットと呼ぶ)、各ステーション毎に異なるスロットを割り当てる。TDMA 方式は FDMA 方式と比較して遅延特性が優れていることが知られており、消費電力も FDMA 方式と比較して少なくて済む。またスロットの割り当てが任意に行えるので FDMA 方式と比較してサービスに柔軟性を持たせることができる。しかしながら TDMA 方式では全ステーションの厳密な同期が必要となり、同期のためのオーバヘッドが帯域の $20-30\%$を占めるという報告もなされている。実際の陸上移動通信等では 1 周波数帯に複数ユーザを収容し、周波数帯を複数用意するハイブリッド方式が用いられている。

---

[1] 隣接セルで使用周波数が異なるため、ハンドオフの際には 2 つの基地局と 1 つのステーションとの 3 台で同期を行なう必要がある。

3.1.3 CDMA

CDMA(Code Division Multiple Access: 符合分割多重アクセス) 方式では、全ステーションで周波数帯域/タイムスロットを共有し、ステーション毎に異なる拡散符号を用意する (用意する拡散符合は相互に相関が低いものとする)。拡散方式には大別して 2 種類存在し、それぞれ直接拡散 (direct sequence) 方式、周波数ホッピング (frequency hopping) 方式と呼ばれる。直接拡散方式では送信側のステーションが拡散符号に対応した位相変調を行い送信する。受信側のステーションでは拡散符号に従って受信信号の位相復調を行なう。送信する信号にノイズが混入しても、復調する際にノイズはホワイトノイズに逆拡散されるため、ノイズの影響は受けにくい (図 3.1参照)。周波数ホッピング方式では、送受信周波数帯域を多数のチャンネルに分割し、送信ステーションは拡散符号に従って搬送波周波数を切り替えながら送信を行なう。受信ステーション側は拡散符号に従って受信周波数を切替え、対応する信号を受信する (図 3.2参照)。CDMA の利点としては、拡散系列のパターンを多数用意できる点、セル間の周波数管理を行なう必要がなく結果的に FDMA,TDMA と比較してより多くのステーションを管理できる点、セキュリティに優れている点などが挙げられる。欠点としては、送受信器のハードウェア的制約 (時刻の同期/出力レベルの調整) が大きくコストがかかる点、送受信周波数として広いまとまった周波数帯域が必要な点等が挙げられる。なお、無線 LAN として利用可能な帯域である 2.4GHz 帯は他の電子機器 (電子レンジ等) と周波数帯域を共用しているため、干渉を防ぐために CDMA 方式の使用が義務づけられている。



(a) receiver [input]

(b) receiver [de-modulated]

図 3.1: 直接拡散 CDMA

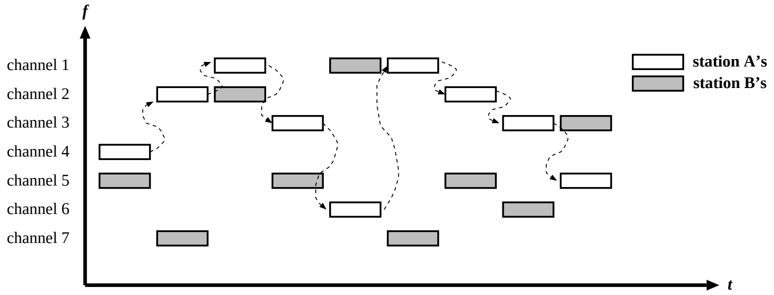


図 3.2: 周波数ホッピング CDMA

3.2 無線 LAN における多重アクセス方式の特徴

無線移動体通信における多重アクセスは前節でみたように回線交換方式によって解決されている。一方で従来の有線 LAN においては次節で述べるパケット交換方式によって多重アクセスの解決を図るのが普通である。したがって無線 LAN における多重アクセス方式では一般にパケット交換方式が用いられるが、無線メディアは有線メディアと異なる特徴を持っている故に、以下の点が多重アクセスにおいて問題となる。

- フレーム衝突の検出が困難である

  後述する 3.3.3.2項で述べる通り、有線メディアでは送信パルスと受信パルスを比較することで衝突の検出を行なうことができる。しかしながら無線メディアでは、一つの信号が複数のパスから到着し、その干渉の結果受信レベルが著しく変動する現象 (マルチパスフェージング) が生じるため、有線メディアと同じ方法を用いることができない。

- 隠れ端末が発生する

  無線メディアによるネットワークを構築すると、互いに直接通信の不可能なステーション対が存在する場合がある。このステーション対は互いに他の信号を検出できないので、相手方が送信中かどうかを知ることができない。したがって図 3.3のような問題が生じうる。図 3.3のようにステーション A, B, Cが存在する場合を考える。ステーション A, Cは互いに通信できないために、互いに他の存在を知り得ない (隠れ端末)。この 2 台のステーションが同時にステーション Bに送信を行なった場合、受信側のステーション Bでは、ステーション A からの送信とステーション Cからの送信が衝突するため、ステーション Bはどちらの通信も受信することができない。これを隠れ端末問題 (**hidden terminal problem**) と呼ぶ。

  別の視点から隠れ端末問題を捉えると、無線メディアを共有メディアの形態で用いて通信を行う場合、隠れ端末の存在により系全体でメディアの占有状態について情報の同期がとれていない (共有メディアであるにも関わらず) ということを意味している。

3.3 LAN における多重アクセスの分類

多重アクセスプロトコルを分類する際には以下の視点から分類を行なうことができる。

- 集中制御方式/分散制御方式

  各ステーションのアクセス制御を行なうエンティティが存在する方式を集中制御方式、存在しない方式を分散制御方式と呼ぶ。

- 予約方式/コンテンション方式

  データの送信に先だって予めメディア占有の宣言を行なうものを予約方式、メディア占有宣言を行なわず、競合によって解決を行う方式をコンテンション方式とそれぞれ呼ぶ。

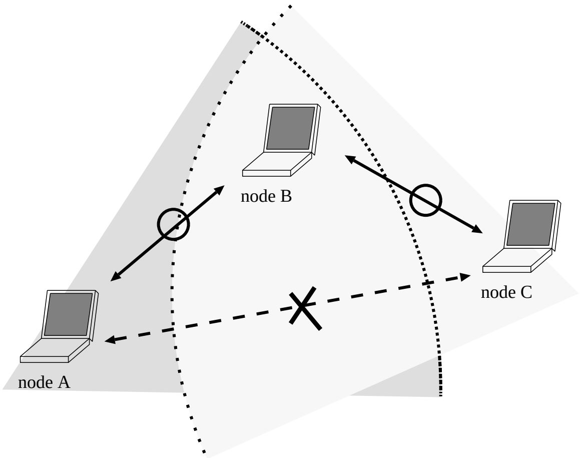


図 3.3: 隠れ端末

3.3.1 集中制御方式

集中制御方式においては、アクセスの管轄/制御を行なう特定のステーション (以後本稿では中央ステーション (central station) と呼ぶ) が存在する。各ステーションは送信するデータがある場合には、中央ステーションの指定するタイミングで送信を行なう。全アクセスを中央ステーションが一元的に管理するためトラフィックの衝突を最小限に抑えることができる。しかしながら中央ステーションが一点障害になるため、各ステーションは中央ステーションと通信が行なえない場合 (ネットワーク障害/中央ステーションの故障等) にはデータの送信を行なうことができない。

3.3.1.1 ポーリング/プローブ

ポーリング (polling) 方式は集中制御方式の中で最も単純な方式の一つである。送信権を管轄する中央ステーションが全てのステーションに対して周期的に『送信を行なうかどうか』というポーリング (調査) を行なう。代表的なポーリング方式としてロールコールポーリング (roll-call polling) が挙げられる。ロールコールポーリングでは、各ステーションはポールされた際に送信するデータがある場合には中央ステーションに対して、あるいは直接送信先ステーションに対して送信を行なう。送信するデータがない場合には『送信するデータがない』という応答を中央ステーションに対して返信する。ロールコールポーリング方式はアルゴリズムが単純であるという特長があるが、1) 伝搬遅延が大きい場合 2) ステーション数が多い場合にオーバーヘッドが大きくなり、遅延特性が悪化するという欠点がある [TK76]。

ポーリング方式を行なう上での前提として 1) 各ステーションはドメイン内で一意の ID(0 から始まる 2 進数の連続した通し番号) を有すること 2) 各ステーションはマルチキャストアドレスのフレームを受信できることを仮定すると、表 3.1のようなプローブ (**probing**) 方式を実現できる。プローブ方式は、送信要求を同時に行なうステーションの数が 2^n のオーダで表される場合、プローブ数が最大 $2^{n+1}-1$ 回になる。したがって、トラフィックの負荷が比較的低い場合に有効

表 3.1: プローブ方式のアルゴリズム

1. 中央ステーションがマルチキャストアドレス”*” に対してポーリングを行なう。
2. 1におけるポーリングを受信したステーションは、送信するデータがある場合には送信を行なう。
3. 2において中央ステーションが衝突を検知した場合には、ポーリング対象の tree-splitting を行ない (マルチキャストアドレスを” 0*” に狭める)、1に戻る。

であり、トラフィックの負荷が高くなるにつれプローブ回数のオーバヘッドがポーリング方式を上回る結果になる。

3.3.2 分散制御方式

分散制御方式においては、アクセスの管轄/制御を一元的に行なう中央ステーションは存在せず、各ステーションは特定のアルゴリズム (プロトコル) に従ってデータの送信を自律的に行なう。一点障害のステーションが不在のため、耐故障性において集中制御方式よりも優れている。

3.3.2.1 分散ポーリング/分散プローブ

3.3.1.1項のポーリング方式/プローブ方式は中央ステーションが不在であっても、以下のことがらを仮定すると実現が可能となる。

- 全ステーションで送信タイミングの同期がとられていること、すなわち伝搬遅延が十分小さいこと
- ステーション数が不変であること、あるいはステーション数に対して十分なタイムスロット数が保証でき、新たなステーションの出現を全ステーションが検知できること

ポーリング方式の場合には、各ステーションは自ステーションに割り当てられたタイムスロット中に送信を行なうことで実現できる (これは TDMA 方式と等価である)。またプローブ方式の場合は表 3.2のアルゴリズムで実現できる。

表 3.2: 分散プローブ方式のアルゴリズム

1. 送信するデータがあるステーションは、タイムスロット開始に同期して送信を行なう。
2. 1において衝突が生じた場合には、ステーション ID が” 0*” のスロットが送信を行なう。
3. 以下同様に、衝突が生じるごとに送信できるステーションを tree-splitting を行ない限定していく。

3.3.3 コンテンション方式

コンテンション方式では、各ステーションはデータの送信に際してのメディアの宣言は行なわない。コンテンション方式は系全体のトラフィックが比較的少ない際に有効であるが、系全体のトラフィックが多い場合にはプロトコルによっては系が不安定に陥る可能性がある。

3.3.3.1 ALOHA

ALOHA[Abr70] は数ある多重アクセスの中でも最も基本的なものの一つである。ALOHA のアルゴリズムは単純で、各ステーションは送信要求が生じた時点で、直ちに送信を行なうというアルゴリズムである。送信の失敗を検出した際には[2]再度送信を行なう。ALOHA の通信効率は理論上 18%程度とあまり高くはないが、プロトコルが単純である点、ハードウェア的制約が緩い点等の特徴をもつため、携帯電話の電源投入時 (initial frequency-allocation request: 電源を投入した直後に基地局に周波数を割り当ててもらう際のプロトコル) など、限定された用途で用いられる例もある。

3.3.3.2 CSMA

ALOHA において高い通信効率が得られない原因は、自らがフレームを送信する際にメディアの状態 (他のステーションが送信中かどうか) に関わらず送信を行うという点にある。もっとも、ALOHA が考案された背景にはステーションに対するハードウェア的制約/周波数帯域の制約が厳しいという前提条件があった訳で、ALOHA の選択は妥当であったものといえる。しかしこの前提条件を緩め、各ステーションは送信回路と共に搬送波の検出 (キャリアセンス) 回路を持つことができると仮定する。つまり、各ステーションは自らが送信を行なっていない時にはメディアの状態 (他のステーションが送信中かどうか) を知ることができる。こうすることで、他のステーションがメディアを占有している間は送信を見合わせ、フレームの不要な衝突を事前に防ぐことが可能となる。

CSMA(carrier sense multiple access)[KT75] とは、各ステーションがフレームの送信に先だって一定時間キャリアセンスを行ない、メディアの占有状態に応じて送信を行なう方式である (アルゴリズムは図 3.4参照)。図 3.5の例で説明すると、時刻 t_1においてステーション A に送信要求が生じた場合、まず A はキャリアセンスを行ない、他のステーションが送信中でないかどうかを確認する。この場合メディアは Idle 状態なので A は送信を開始する。一方で時刻 t_2においてステーション Bに送信要求が生じると、Bはキャリアセンスを行い、メディアが Busy 状態なので送信を遅延させる。この際遅延させるアルゴリズムには大きく 2 種類ある (両者の違いは図 3.4参照)。

- non-persistent CSMA
  メディアが Busy であった場合にはランダムな時間だけ待ち状態に入り、その後改めてキャリアセンスを行なう。
- persistent(1-persistent) CSMA
  メディアが Busy 状態であった場合には引続きキャリアセンスを行う。Idle 状態に遷移した時点で直ちに送信を開始する。

CSMA はフレーム衝突を避けるよう設計された方式であるが、しかしながら CSMA においてもフレーム同士の衝突は起こり得る。図 3.5の場合では、各ステーション間で通信の伝搬遅延が存在するため、ステーション A とステーション Dに『同時 (伝搬遅延に要するだけの時間差は含まれる)』に送信要求が生じた場合には、互いに他のキャリアを検出することができないためフ

---

[2] **ALOHA system** ではフレームの送信/確認応答の受信に異なる周波数帯域を用いている

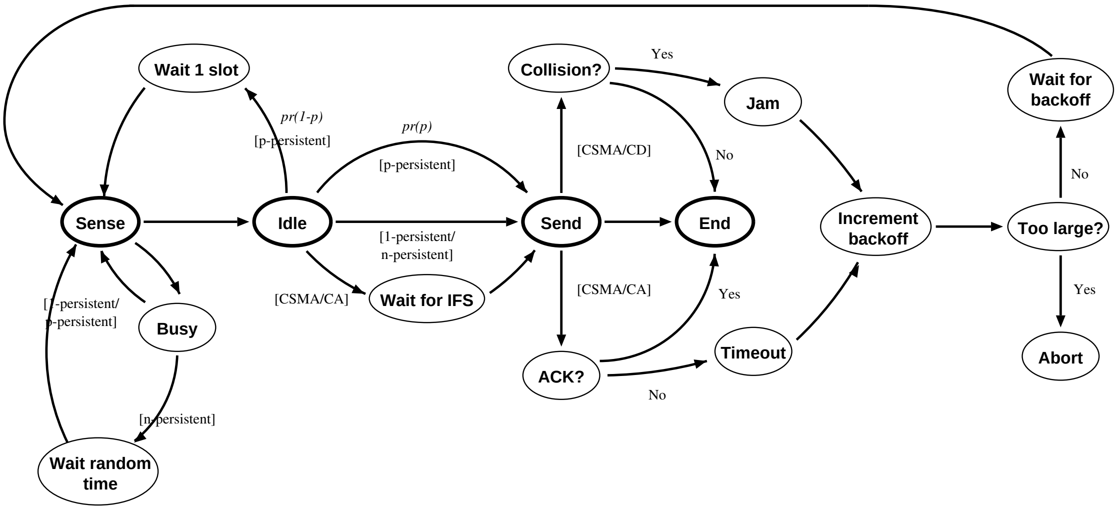


図 3.4: 各種 CSMA のアルゴリズム

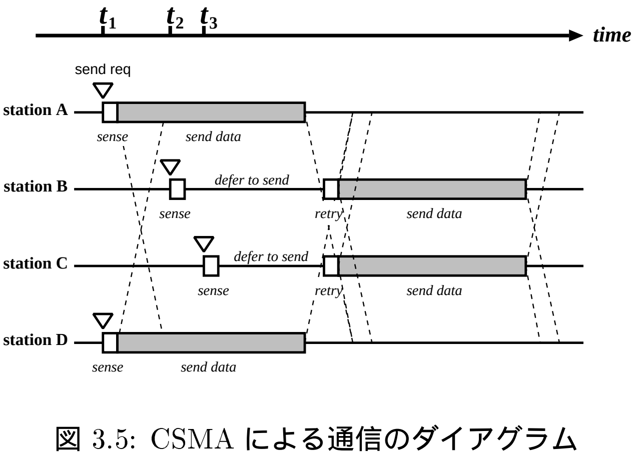


図 3.5: CSMA による通信のダイアグラム

レームの衝突が生じ、通信は失敗する。これは通信に伝搬遅延が存在する以上避けられない問題であり、伝搬遅延が大きいほどパフォーマンスに対する影響が大きくなる。一般にCSMAを用いる際には、伝搬遅延がフレーム転送時間と比較して小さい $(a(=\frac{D}{T}) \ll 1, D$:伝搬遅延$,T$フレーム転送時間) ことが仮定されている。

更に1-persistent CSMA方式では以下のような事象が生じる。図3.5の例でステーションAの送信中に時刻t_2においてステーションBに送信要求が生じ、更にここで時刻t_3においてステーションCに送信要求が生じたとする。CもまたメディアがBusy状態であることを検出し送信を遅延させる。ここでAの送信が終了し、メディアがIdleの状態に戻った場合に、(前段落のステーションAとステーションCの場合と同様に)BとCは同時に通信を開始してしまい、双方の通信が失敗する。この例からもわかる通りノードBとステーションCは何らかの方法で再度送信を行なうタイミングを決定する必要がある。これには大別して2種類の方法が提案されている。

- P-persistent CSMA

  各ステーションは、キャリアセンスの結果メディアがBusy状態であった場合には引き続いてキャリアセンスを行なう。その後メディアがIdle状態に遷移した場合に、直ちに送信を開始するのではなく確率pで送信を開始する。送信開始しない場合には一定時間待ち、その後改めてキャリアセンスを行なう。この方式ではパラメータpの与え方に問題点が残る。一般に同時に送信を開始しようとするノードの数をnとすると、フレーム衝突が生じないためには$np < 1$が成立する必要があるが、nは個々のネットワーク構成に依存するパラメータであるためにpを一意に決定することは困難である。

- exponential backoff

  各ステーションは、フレームを送信した後に何らかの方法で送信が成功したかどうかの判断を行なう。ここで送信が失敗した場合にはある時間だけ待ち (この状態を**backoff**と定義する)、その後再度送信するためのキャリアセンスを行なう。backoffの期間の上限はある定数 (例、最大伝搬遅延時間) で与えられ、その範囲からランダムな時間だけ待つ。ここで、再送の回数に応じてbackoff期間の上限を2倍、4倍と指数的に増加させる方式のことを**exponential backoff**(指数バックオフ) と呼ぶ。exponential backoffは1-persistent CSMAの系においても安定であることが知られており、またnon-persistent CSMAと組み合わせて用いることも可能である。

CSMA/CD CSMAにおいては、通信メディアがBusy状態にある時には送信を行なわないので、ALOHAと比較して通信効率がよいことは明らかである。しかしながらCSMAでは、一旦フレームの送信を開始した後には、その送信が成功したかどうかの判断は自ステーションのみでは行なえない。通信の成功の可否は送信先ステーションからの明示的/非明示的な確認応答に依存しているため、通信が失敗した (すなわちフレームの衝突が生じた) ということはフレームの送信中には判断できず、送信後一定時間を経てはじめて判断できる。

ここでは3.3.3.2項で仮定した条件を緩め、各ステーションは自らがフレームを送信している間にもメディアの状態を知ることが可能であると仮定する。この仮定は有線ネットワークでは比較的容易に実現可能である。有線ネットワークではフレームが電圧のパルスとしてケーブル上を流れるため、各ステーションは自らが送信しているパルスと受信しているパルスを比較し、両者の違いをもって衝突を判断できる。このような仮定をおくと、フレームを送信中に衝突を検知した場合に、直ちに送信を中断して再度キャリアセンス-送信を行なうというアルゴリズムが実現で

きる。この方式を一般に **CSMA/CD**(Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) と呼ぶ。有線 LAN において一般的なメディアである **Ethernet**[MB76](又は IEEE 802.3) はこの CSMA/CD 方式を用いている。

CSMA/CD においてフレーム衝突を正確に検出するためには、フレーム送信時間と伝搬遅延の間に一定の関係が要求される。すなわち各ステーションはフレーム送信時は一定時間以上送信する (メディアを占有する) 必要がある。具体的な例を図 3.6で説明する。ケーブルの一端に位置するステーション A が時刻 t_1にフレームの送信を開始したとすると、このフレームがケーブルのもう一端のステーション Bに到着する時刻は $t_1+\tau$(τは $A-B$間の伝搬遅延時間) である。このフレームが到着する直前の時刻 $t_1+\tau-\epsilon$にステーション Bがフレーム送信を開始したとすると、Bのフレームが A に到着する時刻は $t_1+\tau-\epsilon+\tau=t_1+2\tau-\epsilon$である。したがって、$A$ が衝突を検知する時刻は最悪の場合、フレーム送信から 2τだけ後になる。仮に A の送信時間が 2τよりも短いとすると、A はフレームの衝突を送信中に検知することができない。

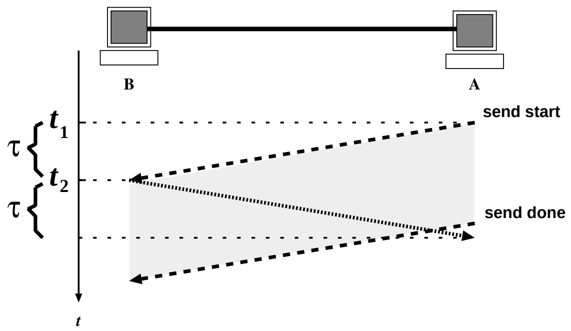


図 3.6: CSMA/CD におけるフレーム送信時間の制限

3.3.4 予約方式

データの送信の際に事前にメディアを予約する方式を予約方式と呼ぶ。一旦予約が成功すると、データの衝突は基本的に生じない。

3.3.4.1 BTMA

BTMA(Busy Tone Multiple Access)[TK75] 方式では、利用可能な周波数帯域を 2 つに分け、フレームの通信に用いるチャンネルとメディアの状態を示すチャンネル (ビジートーンチャンネル: 帯域は狭くてよい) に分けて用いる方式である。各ステーションはフレームの通信に用いるアンテナとビジートーンチャンネル用のアンテナの双方を持ち、フレームを受信中はビジートーンチャンネルから busy の信号を送信し続ける。一方でフレームを送信する際にはまずビジートーンチャンネルのみをキャリアセンスし、フレーム通信チャンネルのキャリアセンスは行なわない。ビジートーンチャンネルから busy 信号が検出されない場合に限ってフレーム送信を行なう。

3.3.4.2 MACA

BTMA では、ビジートーンチャンネルを専用に設けてやる必要があるが、ビジートーンの通知とフレームの送信を同一のチャンネルで行なう方式が **MACA(Multiple Access Collision Avoidanve)**[Kar90] である。

図 3.7を例に説明する。ステーション A がステーション Bに対して送信を行なう際には、まず A は Bに対して **RTS**(Request To Send) と呼ばれる制御フレームを送信する。A の RTS を受信した Bは、**CTS**(Clear To Send) と呼ばれる制御フレームを A に対して送信する。RTS/CTS フレームには送信が終了するまでの時間の情報が記されており、RTS/CTS フレームのいずれかを受信したステーション (図ではステーション C, D) は、RTS/CTS フレームに記されている期間の間は自らの送信を行なわない。2 つ以上のステーションが同時に RTS を送信してしまう場合には衝突が発生するが、RTS フレームは実際に送信するフレーム (DATA フレームと呼ぶ) と比較して小さいサイズで済むので、衝突-再送にかかるオーバヘッドが CSMA と比較して小さい。

RTS,CTS フレームはいわばメディアの占有を宣言するものであり、この二種のフレームを交換することで送信ステーション側-受信ステーション側のエリア (図 3.7の網の部分) でメディア状態の情報を同期させる。

MACA には実装上問題点が生じるため、改良を施した **MACAW**[BDSZ94] というプロトコルが知られている。

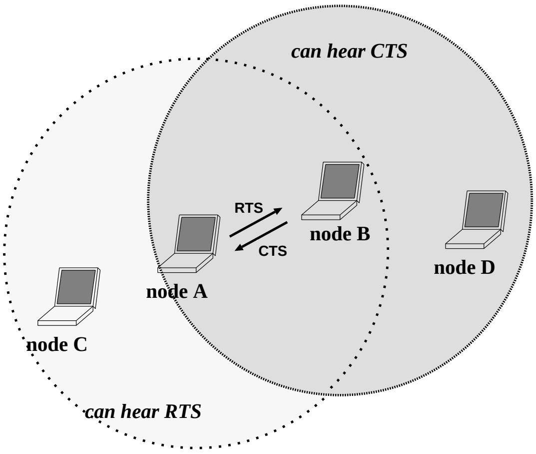


図 3.7: MACA

3.3.4.3 CSMA/CA

3.2節で述べたように、無線メディアでは有線メディアの場合と異なり、フレーム送信中に衝突を検知することが事実上不可能である。そのため事前に衝突の回避を行なう必要があり、CSMA を用いて実現したものを **CSMA/CA**(carrier sense multiple access with collision avoidance)[Col83] と呼ぶ。IEEE 802.11 WG で標準化が進められている MAC プロトコルは、この CSMA/CA が基本となっている [WG97]。

CSMA/CA は基本的に 1-persistent CSMA であるが、以下のような拡張がなされており、フレームの衝突が極力生じないよう設計されている。

- IFS

  フレームに優先順位を設け、現在継続中の通信を新規の通信よりも優先させる。

  全てのステーションはメディアが Idle 状態に遷移した後に、**IFS**(inter frame spacing) で定義される時間だけ強制的に待ち状態に入る。IFS には 3 種類 (DIFS, SIFS, PIFS) 存在し、それぞれの大小関係は SIFS $<$ PIFS $<$ DIFS の順となっている。新規データ送信時と確認応答送信時に異なる IFS を用いることで、現在継続中の送信を優先させることが可能となる。

- Contention Window

  フレーム送信開始時刻にランダム性を持たせ、複数のステーションが同時に送信を開始することを避ける。

  各ステーションは **Contention Window** と呼ばれる変数 CW を持つ。新たなフレームの送信要求が生じた場合には、メディアが Idle 状態に遷移するまでキャリアセンスを続け、Idle 直後から IFS(この場合には DIFS) だけ待機する。その後さらに $[0, CW]$ 間のランダムな値にタイマを設定してタイムアウトまで待機する。この際、タイムアウトする前に他のフレームを受信した場合には、タイマを一時停止して受信したフレームに従い自らのフレームの送信は遅延させる。再度自らのフレームの送信を開始する際には、新たにタイマを設定する代わりに一時停止していたタイマを再開させ、タイムアウトした時点ではじめてフレームの送信を開始する。

  前回一時停止したタイマの値を再度用いることで、タイマの値が増加しないことが保証されるため、各ステーションは無限に待たされることがなくなるため。したがってセマンティクスの上では全てのステーションにおいて飢餓状態が生じることはない。

- ACK

  受信側のステーションは確認応答のフレームを送信側ステーションに送信する。確認応答フレームはデータフレームと同じ周波数帯域を用いる。送信側では、DATA フレームを送信してから一定時間内に ACK フレームを受信できない場合には、Contention Window(CW) を指数バックオフして再度送信の手順を踏む。

- RTS/CTS

  MACA で提案された RTS/CTS を採用することで、隠れ端末問題を回避している[3]。

3.3.5 まとめ

本節で概観した多重アクセス方式の一覧を表 3.3 に示す。

---

[3] IEEE 802.11 規格では RTS/CTS はオプショナルであると同時に、実装の義務付けがなされている。

表 3.3: 多重アクセス (まとめ)

回線交換型	FDMA		
	TDMA		
	CDMA		
パケット交換型	予約方式	集中制御方式	polling/probing
		分散制御方式	decentralized polling/probing, MACA/MACAW
	コンテンション方式	集中制御方式	(BTMA)
		分散制御方式	ALOHA,CSMA & variants

第 4 章

提案

本章では前章で取り上げた MAC プロトコルを踏まえた上で、それらの問題点を扱い、新たな MAC プロトコル **CSMA/CA-DS** を提案する。

4.1 問題点

前章において有線 LAN/無線 LAN における既存の MAC プロトコルを概説したが、既存のプロトコルでは依然解決されていない問題が存在する。

前章の MAC プロトコルを『ステーション間の同期』という観点から比較した場合には表 4.1 のように分類できる。

全く同期を行なわない	ALOHA
送信先ステーションと同期を行なう	CSMA
送信元-送信先のエリアの全ステーションと同期を行なう	MACA,CSMA/CA
サービスセット内の全ステーションと同期を行なう	(BTMA)

表 4.1: ステーション間の同期の観点における MAC プロトコルの分類

CSMA/CA で導入された 2 つの制御フレーム **RTS**,**CTS** は、データの送信に先立ち周囲のステーションに対してメディア占有の宣言を行なうものである。このフレームのいずれかを受信したステーションは、それぞれに対応する時間だけ自らの送信を遅らせる。**RTS**,**CTS** は隠れ端末の存在するネットワークにおいてかなりの送信効率の改善が望めることがわかっている。

ところで、表 4.1にて明らかなように、『サービスセット内の全ステーションで同期を行なう機構が存在しない』という点は **RTS**,**CTS** においても解決されていない (BTMA は周波数帯域の分割が必要であるのでここでは除外する)。そもそも **RTS**,**CTS** は 2 ステーション間での通信を行なう際の問題 (隠れ端末問題) を解決する手法であるので、送信ステーション/受信ステーションの双方に共通する隠れ端末に関しては、送信に際して影響を及ぼさない (同期を行なう必要がない) ため考慮していないのであり、問題解決の経緯からすればこれは当然である。しかしながら全ステーション中での同期が行なえないということはすなわちブロードキャスト (およびマルチキャスト) の実現が容易に行えないことを意味する。ブロードキャスト機構は、LAN において

は物理層とネットワーク層のアドレスマッピング (TCP/IP でのARP がこれに相当する) 機構等のように、サーバのアドレスを特定できない場合あるいはサーバが一意に定まっていない場合でもサーバと通信を行なう必要が生じる。こうした場合基本的に通信をブロードキャストで行なうより他に手段はない。また無線 LAN はその性質上既存の有線 LAN(主にトークンバス系) と併用する可能性が十分にある。そのため上位レベルでは無線 LAN と有線 LAN の区別がなされないことが求められ、MAC レベルでのブロードキャスト機構の実現が必要となる。

そこで、本稿では無線 LAN の MAC プロトコルにおいて未だ解決がなされていないブロードキャスト機構をサポートするため、新たな MAC プロトコルを提案する。以降の節において、新たに提案する MAC プロトコルの詳細を述べる。

4.2 設計

4.2.1 仮定

本稿で提案する MAC プロトコル (以下、**CSMA/CA-DS** と表記する) は以下の仮定を念頭に置いている。いずれの仮定も 2章における無線 LAN の定義によれば妥当なものである。

中央ステーションの存在 1 つのサービスエリアには、サービスエリア内の全てのステーションと通信を行なえるステーション (中央ステーションと呼ぶ) が必ず存在するものとする。このステーションは例えば室内天井等にアンテナを持ち、マルチパスフェージングの影響を受けにくいような配置されていると仮定する。無線 LAN におけるサービスエリアの現実的な大きさは 20-30m 程度であるので、LAN 構成を全て 1 つの無線 LAN でまかなうことは必ずしもできない。そのため複数のアクセスポイントを用意して拡張サービスエリアを用いる、あるいはポータルを用意して有線 LAN との複合ネットワークという構成にして運用する必要が出てくる。したがって中央ステーション (すなわちアクセスポイント/ポータル) の存在を仮定するのは適当であろう。

中央ステーションを介さない通信 各ステーションはサービスエリア内のステーションのうち、直接通信が可能であるステーション (隣接ステーションと呼ぶ) と通信を行なう場合には、中央ステーションを介さずに直接通信を行なうものとする (図 4.1)。ここで、隣接ステーションの発見に関する詳細については本稿では取り上げず、各ステーションは隣接ステーションの情報を常に正しく把握していると仮定する。

半二重通信 ステーション間の通信は半二重で行なわれる。即ち各ステーションは送信を行なう間は受信できない。

隠れ端末の存在 一般に無線 LAN の構築を行なう際に、各端末の理想的な配置構成は、『全ての端末が全ての端末の信号を受信できる』ように配置することである。このような理想的な配置が行なえる場合には、前章で触れた隠れ端末問題は発生しない (ただし通信はエラーフリーであるとする)。しかしながら、現実の無線 LAN においては、以下の理由から隠れ端末の発生を否定で

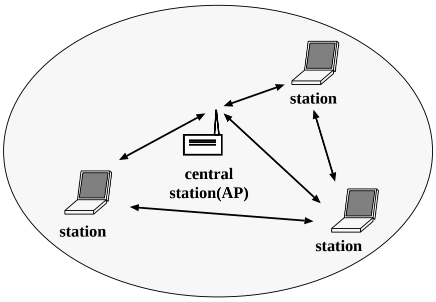


図 4.1: ネットワーク構成

きず、サービスエリア内の各ステーションが互いに常に通信できるという仮定は必ずしも適当とはいえない。

- 電波強度

  一般に無線通信を行なう際には、各ステーションの送信出力レベルは一定値に制限される。無線 LAN の場合にも、2.4GHz 帯を使用する場合に用いる CDMA 方式では各ステーションの出力レベルを厳格にコントロールする必要がある。したがって各ステーションの送信する信号はある一定の範囲内でしか受信できない (図 4.2)。ステーションの移動を考えると、このステーション (図 4.2中ではステーション C) は移動を行なった結果、特定のステーション (図 4.2ではステーション A) からの信号を受信できなくなる可能性がある (図 4.2)。

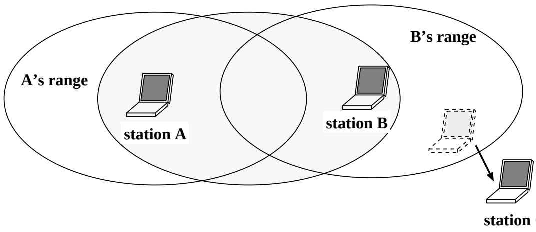


図 4.2: 各ステーションの送信する信号の受信範囲

- マルチパスフェージング

  前章で触れたように、無線通信ではマルチパスフェージングという現象が生じ、この結果特定のステーションからの信号については十分な受信レベルを得られない場合が生じる。マルチパスフェージングは以下の例で挙げるような事象 (即ち、媒体の状態および端末の物理的配置) に影響され、その予測は困難である。

  - 人, 車両等の移動による一時的な障害物の発生
  - 設備 (壁, 本棚) の移動による新たな障害物の発生
  - 移動型端末 (ノート PC 等) の移動による物理配置の変化

4.2.2　設計の方針

CSMA/CA-DS は前章で述べた CSMA/CA を拡張した設計をとる。CSMA/CA をベースに選ぶ理由は、アクセス方式がコンテンション方式であることによる。先に述べた通り、無線 LAN では有線 LAN との親和性を考慮する必要がある ため、既存の有線 LAN の MAC プロトコルとして主流であるコンテンション バス方式に近い方式が望まれる。また、ネットワーク中のトラフィックが比較的少ない場合に有効である、トークン方式と比較して耐故障性に優れている等の特徴も理由に挙げられる。

4.2.3　CSMA/CA-DS の概要

ここでは **CSMA/CA-DS** の概要を示す。基本的には CSMA/CA であるので、新たに拡張した部分に関して以下に記す。

DS, RL の導入　CSMA/CA における制御フレーム **RTS**, **CTS** に加えて、新たな制御フレーム **DS**, **RL** を導入する。このフレームは 4.2.1で定義した中央ステーションがブロードキャストするフレームであり、意味的にはそれぞれ 『新たな通信の開始』『現在の通信の終了』を表す。中央ステーションがこのフレームを全ステーションに対してブロードキャストすることで、ドメイン内の同期をとり、一度に通信するステーション対を一組に保証することが目的である。

DS のタイムアウトの導入　**DS**, **RL** フレームの導入によって、メディアの占有/開放を中央ステーションが明示的に行なうことになる。このように制御フレームの明示的な交換で系の同期を行なう際の問題点として、何らかの理由でこの制御フレームを受信できなかった場合にデッドロックに陥る可能性が残る。すなわち

- **RTS**,**CTS** の交換を行なったステーション対が **DS** を受信できなかった場合、データフレームの送信を開始することが永久にできない。
- 自ステーションに関係のない **RTS**, **CTS**, **DS** を受信したステーション対が **RL** を受信できなかった場合、自ステーションからの送信を開始することが永久にできない。

という問題が生じる。したがって以下のように **DS**, **RL** に対するタイムアウトの条件を付加する。

- **RTS**, **CTS** の交換を行なったステーション対は一定時間内に **DS** を受信できなかった場合でも、データフレームの送信を開始する。
- 自ステーションに関係のない **RTS**, **CTS**, **DS** を受信したステーション対は、一定時間内に **RL** を受信できなかった場合には、自ステーションからの送信を開始することができる。

4.2.4　アルゴリズム

CSMA/CA-DS を用いる際のフレームの送信手順は表 4.2の通りになる。

表 4.2: **CSMA/CA-DS** における送信アルゴリズム

1. メディアが Idle の状態に遷移するまでキャリアセンスを行なう。
2. タイマに時間τ_{DIFS}をセットし、タイムアウトを待つ。タイムアウト前にキャリアを検出した場合には、
   - (a) フレームを受信する。
   - (b) 受信したフレームの種類に対応する時間にタイマをセットし、タイムアウトを待つ (表 4.3参照)。
   - (c) 1に戻る。
3. タイマに $[0, CW]$ の範囲のうちランダムな時間をセットし、タイムアウトを待つ。この際、タイムアウト前にキャリアを検出した場合には、
   - (a) タイマの値を保存する。
   - (b) 1に戻る。この際、3において新たにタイマをセットするのではなく、3aで保存したタイマの値を用いる。
4. **RTS** フレームを送信し、タイマに $(\tau_{\mathrm{SIFS}} + \delta)$ をセットしてタイムアウトを待つ (δは伝搬遅延時間)。
5. タイムアウトするまでに **CTS** フレームを受信しなかった場合には、
   - (a) CWを 2 倍し、1に戻る。この際 CWが一定値より大きくなった場合には 2 倍しない。

表 4.3: 受信フレームと待ち時間の関係

フレームの種類	待ち時間
RTS	$\tau_{\mathrm{CTS}} + \tau_{\mathrm{DS}} + \tau_{\mathrm{DATA}} + \tau_{\mathrm{ACK}} + \tau_{\mathrm{RL}}$
CTS	$\tau_{\mathrm{DS}} + \tau_{\mathrm{DATA}} + \tau_{\mathrm{ACK}} + \tau_{\mathrm{RL}}$
DS	$\tau_{\mathrm{DATA}} + \tau_{\mathrm{ACK}} + \tau_{\mathrm{RL}}$
DATA	$\tau_{\mathrm{ACK}} + \tau_{\mathrm{RL}}$
ACK	τ_{RL}
RL	0

第 5 章

評価および検討

本章では前章で提案した MAC プロトコルの性能評価を行なう。評価はシミュレーションで行ない、既存の MAC プロトコルのシミュレーション結果と比較する。また待ち行列理論による解析も行い、併せて比較検討を行う。

5.1 評価基準

まず、本章で検討するスループット特性/遅延特性を表現する各語の定義を明らかにする。

- トラフィック負荷

  パケット送信時間を単位とした場合の、単位時間あたりのパケット送信要求数をトラフィック負荷と呼ぶ。トラフィック負荷が 1 を超える場合とは、時間内に処理 (理論上: オーバヘッドを無視) できるパケット数よりも多くのパケット送信要求が生じていることを示す。

- スループット

  メディアが Busy である期間を$\overline{B}$、Idle である期間を$\overline{I}$とし、パケットの送信に要した (オーバヘッドを含まない) 時間の合計を$\overline{U}$とした場合に、

  $$S = \frac{\overline{U}}{\overline{B} + \overline{I}}$$

  で表される S をスループットと呼ぶ。一般にスループットの解釈にはパケットの送信によるオーバヘッドτ_{overhead}を含める解釈と含めない解釈が存在し、τ_{overhead}を含める場合にはグッドプット (goodput) と表現している研究もある。本稿においてスループットと表現した場合には、オーバヘッドを含めない解釈をとるものとする。スループットの値の範囲は $0 \geq S < 1$ である。τ_{overhead} が存在するため $S = 1$ とはなり得ない。

- 遅延時間

  MAC 層において、1 つのパケット送信要求が生じた時刻を t_{s}、同一パケットの送信を終了した時刻を t_{e}とするとき、$t_{\mathrm{e}} - t\mathrm{s}$ を、そのパケットの遅延時間 U_{real}とする。以降の評価においては、パケットの遅延時間は理論値 U_{ideal}(1 上位層の単位である 1 パケットの送信時間: パケットを送信する際の MAC 層以下におけるオーバーヘッドは含まない) との比 $U_{\mathrm{real}}/U_{\mathrm{ideal}}$を用いる。

5.2 シミュレーションによる性能評価

5.2.1 シミュレーションにおける仮定

本章における MAC プロトコルの性能比較では、シミュレーション行なう関係上、各種の仮定を置いている。以下ではそれらの仮定について説明する。

5.2.2 物理層における仮定

伝搬遅延時間　一般に通信を行なう際には伝送メディアが有線/無線にかかわらず、伝搬遅延を考慮する必要がある。特に無線通信では物理層における 1 ホップが数十万 km に及ぶ場合があり、無線リンクにおける MAC プロトコルを構築する際に伝搬遅延時間を数百 ms のスケールで考慮する必要がある。しかしながら本稿では構内の無線 LAN を対象としており、無線 LAN における伝搬遅延のオーダは $1\mu s$ である。このオーダは MAC プロトコル中で用いる各種タイマの値 (後述) と比較して十分に小さいため、伝搬遅延は考慮しない。

ビット誤り率　無線通信のビット誤り率は有線通信のそれと比較して遥かに大きい (10^{-5}程度) ことが知られている。実際には、現行の無線 LAN で用いられている低速無線通信ではフェージング (一様フェージング) の影響によりビット誤り率は一定とならず、10 倍のスケールで変動する。しかしながら本稿では、MAC プロトコルの性能評価の比較を容易に行なうという目的からビットエラー率は 0 とし、物理層におけるノイズは無視する。

5.2.3 データリンク層における仮定

受信-送信切替え時間　無線 LAN の通信方式ではハードウェアの制約 (送受信器を小さくする必要) から半二重通信が一般的である。したがって、通常各ステーションが通信を行なう際には送受信器において (受信モード→送信モード) の切替え時間だけの遅延が生じる。本稿ではこの切替え時間は考慮しないものとする。

5.2.4 ネットワーク層における仮定

呼の発生/呼の持続時間　呼 (トラフィック) の発生はポアソン分布に従うものとし、呼の継続時間 (一度の送信要求で発生する送信パケット数) は常に 1 パケットであるものとする。パケット長は 1500 オクテットの固定値で与える (後述)。

端末の移動　無線 LAN においては通信中の端末の移動が可能であり、端末がサービスエリアを跨いで移動 (ローミング) することもあり得る。IEEE 802.11 standard においてもローミングに関する規定が定められているが、ローミングのプロトコルはパケット送信のプロトコルと独立して規定されている。本稿ではモデル単純化のため、端末の移動及びローミングを考えないものと仮定する。従って各ノードの物理的な位置関係は静的に定まり、各ノードは隣接ノードの情報を正しく把握しているものとする。

5.2.5 シミュレーション構成

本章で比較検討を行なったMACプロトコルは以下の3種類である。

- CSMA/CA without RTS/CTS (以下 **CSMA** と略記する)
- CSMA/CA with RTS/CTS (以下 **RTS** と略記する)
- CSMA/CA with RTS/CTS/DS/RL (本研究で提案するプロトコル: 以下 **DS** と略記する)

5.2.5.1 シミュレータ

本稿で用いたはシミュレータは独自に開発したものである。シミュレータはイベント駆動形式で記述されており、各ステーション毎にオブジェクトが用意され (1 ステーションのオブジェクトはネットワーク層/MAC層/データリンク層の各オブジェクトの集合である)、イベントスケジューラからイベント (フレーム到着/フレーム送信要求/タイムアウトの) の通知によって駆動される。ステーションオブジェクトは全て状態機械で記述されている。

5.2.5.2 シミュレーション条件

測定時間 1回のシミュレーションにおける計測時間は15,000,000単位時間 (15秒に相当) とした。試行回数は各条件件に対し10回ずつ行ない、その平均の値を結果として用いた。

ネットワーク構成 シミュレーションの対象とするネットワーク構成を図5.1に示す。ネットワークトポロジは正8角形各頂点と中心にステーションが存在する形状を考え、ネットワーク中の各ステーションの通信できる範囲をパラメータにとり、隠れ端末に対する性能の比較を行なう。

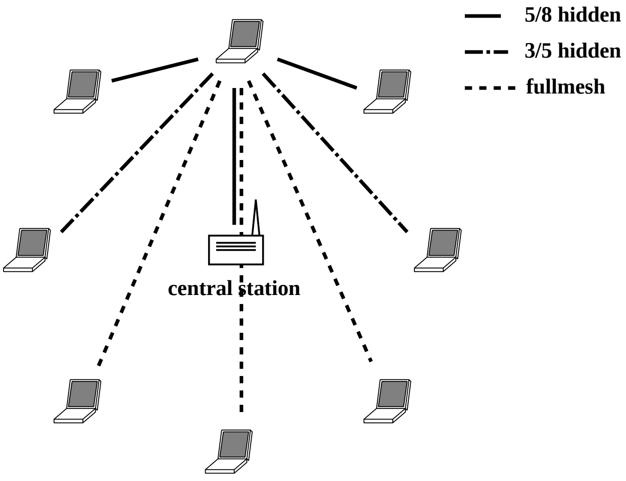


図 5.1: シミュレーションにおけるネットワークトポロジ

MAC プロトコル **CSMA**, **RTS**, **DS** の三者に共通して存在するパラメータについては下記の通りに定めた。

- フレーム長

  本稿のモデルで扱うフレームは大きくデータフレームと制御フレームの2種類存在するが、各フレームの長さは図5.2のように定める。

図5.2: シミュレーションに用いたフレーム長

	フレーム長	ヘッダ長
データフレーム	1500 オクテット	0 オクテット
制御フレーム	50 オクテット	0 オクテット

  本稿では10Mbpsの無線LANをモデルとしており、Ethernetの代替手段として無線を用いるという使用法を想定している。したがってEthernetのフレーム長と近いフレーム長を選択するのが適当であると判断した。伝搬遅延時間が無視できない場合においては、制御フレーム長と伝搬遅延の間に一定の関係が必要であること、また制御フレームの種類に応じて異なるフレーム長を用いる必要があることが知られている[FGLA97]が、本稿では伝搬遅延時間を無視するため、データフレーム長の選択はあまり本質的な問題ではない。

- **SIFS, DIFS** の期間

  フレームの優先順位を定めるIFSは、伝搬遅延時間が無視できない場合には適切な値を選ばないと系を同期させることができない。しかしながら本稿では伝搬遅延時間を無視しているため、2つのIFS間に大小関係が存在していればよい。本稿ではSIFS = 5, DIFS = 10(それぞれ単位時間)の場合でそれぞれシミュレーションを行った。

- Contention Window の下限値

  CSMA/CA系プロトコルでは複数ノードが同時に送信開始を行なうのを防ぐ意味でContention Window(CW)が導入されている。各ノードは[0,CW]の範囲のランダムな時間だけ待機した後送信を行なう。Contention Windowの初期値(下限値)が小さすぎる場合には、複数のノードが同じ待機時間を選択して衝突を生じる確率が増加する。また下限値が大きすぎる場合には衝突を起こす確率が減少する一方、待機時間が平均して大きくなるため通信効率は下がる。Contention Window下限値は系全体のノード数に依存するため、その最適値は一概に決定できないが、本研究ではシミュレーションに際して予備実験を行った結果、下限値を64(単位時間)とした。

- 再送回数の上限値

  CSMA/CA系のプロトコルではMAC層において明示的確認応答機構をもつ。送信ノードは確認応答が一定時間得られない場合には再送の処理を行なうが、この再送回数の上限値は本稿では8回とし、同一フレームを8回送信しても確認応答が得られない場合には該当フレームを破棄する。

5.3 待ち行列理論による解析

CSMA 系列のプロトコルの理論解析は [KT75] などに詳しいが、数学的に理論解析を行う際にはいくつかの条件を付加する必要がある。それらの条件は根本的に以下の仮定をおいている。

- 発生する個々のトラフィックは他のトラフィックと互いに独立している。

この仮定から以下の条件が導出される。

- 入力トラフィックに対する条件

  系のトラフィックはポアソン分布に従う。すなわちトラフィックの発生間隔は指数分布に従い、過去のトラフィックは未来のトラフィックに対して影響を及ぼさない。

- 解析するプロトコルに対する条件

  プロトコルにおいてパケット再送要求を行う場合、再送要求により複製されたパケットは当然ながらオリジナルのパケットと発生の相関をもつ。その結果、上位層からのトラフィック発生がポアソン分布であっても、送信するトラフィックがポアソン分布に従わない可能性が生じる。本節では理論解析を容易に行う目的から、パケットの再送は考えないものとする。

- ネットワークトポロジに対する条件

  解析できるネットワークトポロジは図 5.3 のような **independent group model** のトポロジに限定される。ネットワーク全体は 1 つの中央ステーションと、複数のグループから構成される。1 グループ内においては、各ステーションは当該グループ内の全てのステーションおよび中央ステーションと通信が可能である。しかしグループ間においては任意のグループ内の全ステーションは他のグループから隠れ端末となる。

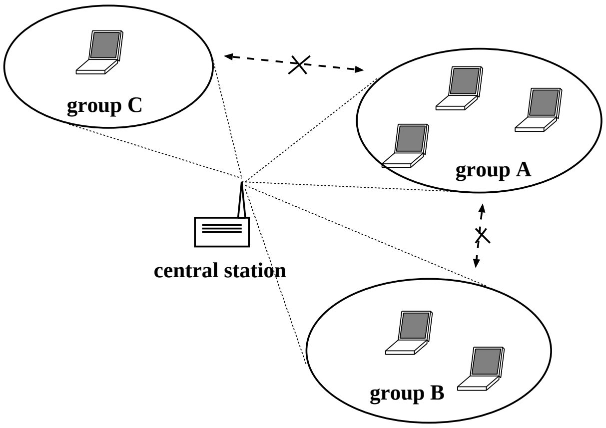


図 5.3: inedependent group model

これらの条件を課した上で、本稿で提案するプロトコルのスループット特性の解析を行う。ネットワーク構成が independent group model に従う際には、メディアが Busy 状態であるとき、以下の 2 つの場合が考えられる。

1. 通信が成功した場合
2. 通信が失敗した場合 (衝突が生じた場合)
    (a) 同一グループ内における衝突の発生
    (b) 他のグループによる衝突の発生

これは即ち以下のように解釈できる (番号は上と対応している)。

1. RTS-CTS の交換が終了するまでの期間に、他の全てのステーションにおいて RTS が送信されない (トラフィックの発生がない)
2. RTS-CTS の交換が終了するまでの期間に、いづれかのステーションにおいて RTS が送信される (トラフィックが発生する)
    (a) RTS 送信中に、同一グループ内の他のノードから RTS が送信される
    (b) RTS-CTS のメッセージ交換終了までの間に他のグループのノードから RTS が送信される

まずはじめに、グループ i のステーション s が同一グループ内のステーション r に RTS を送信し、ステーション r がステーション s に対して返信する場合を考える。この RTS/CTS フレームの交換全てを中央ステーションが正しく受信する確率 P_{S_i} は、以下の積で表される。

- グループ i 内で RTS の衝突が生じない確率

$$e^{-\lambda_i \tau}(\lambda_i : \text{グループ } i \text{ の送信要求発生率}, \tau : \text{最大伝搬遅延時間}) \tag{5.1}$$

- RTS-CTS の交換を受信している間に、グループ i 以外の全てのグループから RTS が送信されない確率

$$\prod_{j \neq i}^{N} e^{-\lambda_j(\gamma+\kappa)} \tag{5.2}$$

N: グループ総数,
γ: RTS の送信時間,
κ: RTS の送信時間+CTS の送信時間+τ+SIFS

したがって、

$$P_{S_i} = e^{-\lambda_i \tau} \prod_{j \neq i}^{N} e^{-\lambda_j(\gamma+\kappa)} \tag{5.3}$$

これより、任意の 1 グループにおいて、RTS-CTS の交換が中央ステーションに受信される確率は次式で表される。

$$P_S = \frac{1}{N}\sum_{i=1}^{N}\left(e^{-\lambda_i\tau}\prod_{j\neq i}^{N} e^{-\lambda_j(\gamma+\kappa)}\right) \tag{5.4}$$

RTS-CTS の交換が成功した際に、パケットの送信にかかるトータルの時間 T は次式で与えられる。

$$T = \kappa + \delta + 2 \times (\tau + \overline{\mathrm{SIFS}}) + (\tau + \overline{\mathrm{DIFS}}) \tag{5.5}$$

グループ i 内において RTS 同士の衝突が生じた場合を考える。RTS の衝突が生じる確率は次式で与えられる。

$$1 - e^{-\lambda_i\tau} \tag{5.6}$$

また、この衝突の期間 T_{F1} は次式で表される。

$$T_{F1} \geq \gamma + Y(Y: \text{グループ内の平均伝搬遅延時間。} Y \geq \tau) \tag{5.7}$$

グループ i のにおける RTS-CTS の交換を中央ステーションが受信中に、他のグループから RTS が送信される場合 (※) を考える。グループ i 以外から RTS が送信されない確率 P_{SE} は、式 5.3、式 5.4より次のように表される。

$$P_{SE} = \frac{1}{N}\sum_{i=1}^{N}\left(\prod_{j\neq i}^{N} e^{-\lambda_j(\gamma+\kappa)}\right) \tag{5.8}$$

(※) においては、複数のグループからインターバル T_{F1} 以内の間隔で RTS が送信される場合も考えられる。このように各グループから RTS がオーバーラップして送信される場合、オーバーラップする RTS の平均個数 L およびオーバーラップする平均の期間 f は、各グループを 1 ノードと考えた場合の、ALOHA プロトコルにおけるパケットの平均オーバーラップ個数 L_{ALOHA}、平均オーバーラップ期間 f_{ALOHA} と同値である。[TK85] より, $L_{ALOHA} = e^{\lambda\delta}$, $f_{ALOHA} = (\lambda\delta)^{-1} - (e^{-\lambda\delta}/(1-e^{-\lambda\delta}))$ である。$\delta \Rightarrow \gamma$ の置き換えを行うと、(※) の場合の平均期間 $T_{F_{RTS}}$ は以下のようになる。

$$T_{F_{RTS}} = \left[\frac{e^{\lambda\gamma} - 1 - \lambda\gamma}{\lambda\gamma(1 - e - \lambda\gamma)}\right] + \gamma \tag{5.9}$$

N が十分大きいと仮定する。5.7式より、5.9式の γ は $\gamma \Rightarrow (\gamma + \tau)$ と置き換えられるため、$T_{F_{RTS}}$ は結局以下の式となる。

$$T_{F2} = \left[\frac{e^{\lambda(\gamma+\tau)} - 1 - \lambda(\gamma+\tau)}{\lambda(\gamma+\tau)(1 - e^{-\lambda(\gamma+\tau)})}\right] + (\gamma + \tau) \tag{5.10}$$

以上から、メディアが Busy である期間 $\overline{B}$ は次式で表される。

$$\overline{B} = P_{SE}\left(e^{-\lambda_i\tau}(T) + (1 - e^{-\lambda_i\tau})(T_{F_1})\right) + (1 - P_{SE})(T_{F_2}) \tag{5.11}$$

一方メディアが Idle である期間 $\overline{I}$、パケット送信に要する期間 $\overline{U}$ はそれぞれ以下の通り。

$$\overline{I} = \frac{1}{\lambda}, \overline{U} = \delta \times P_S \tag{5.12}$$

以上より、スループットSは次のように表される。

$$S = \frac{\delta \cdot \frac{1}{N} \sum_{i=1}^{N} \left(e^{-\lambda_i \tau} \prod_{j \neq i}^{N} e^{-\lambda_j (\gamma + \kappa)} \right)}{P_{SE}\,(e^{-\lambda_i \tau}(T) + (1 - e^{-\lambda_i \tau})(T_{F_1}))) + (1 - P_{SE})(T_{F_2}) + \frac{1}{\lambda}} \tag{5.13}$$

ここで、各定数は次の通り。

$$\begin{aligned}
P_{SE} &= \frac{1}{N} \sum_{i=1}^{N} \left(\prod_{j \neq i}^{N} e^{-\lambda_j (\gamma + \kappa)} \right) \\
T &= \gamma + \gamma' + \gamma'' + \delta + 4\tau + 3 \times SIFS + DIFS \\
T_{F1} &= \gamma + \tau \\
T_{F2} &= \left[\frac{e^{\lambda(\gamma+\tau)} - 1 - \lambda(\gamma + \tau)}{\lambda(\gamma + \tau)(1 - e^{-\lambda(\gamma+\tau)})} \right] + (\gamma + \tau)
\end{aligned}$$

$N \to \infty$(無限呼モデル) を考えると、$P_S \to \infty, P_{SE} \to \infty$ であるから、Sは以下のようになる。

$$S = \frac{\delta}{T + (e^{\lambda(\gamma+\kappa)} - 1) \left[\frac{e^{\lambda(\gamma+\tau)} - 1 - \lambda(\gamma+\tau)}{\lambda(\gamma+\tau)(1 - e^{-\lambda(\gamma+\tau)})} + (\gamma + \tau) \right] + \frac{e^{\lambda(\gamma+\kappa)}}{\lambda}} \tag{5.14}$$

このSに対して、各定数の値にシミュレーションと同じ値を代入した結果を図5.4に示す。図5.4にはSの導出と同様の手順を踏んで求めたRTSプロトコルの理論曲線も示してある。両者を比較して明らかなように、トラフィック負荷が低い(< 1)場合には、双方の特性曲線はほぼ重なり、スループット特性に差が生じないことがわかる。スループットのピーク値を比較すると、両者の差はおよそ10%程度見受けられる。理論式において両者の違いはパラメータκの値のみであり、DSプロトコルは制御フレームの数が多いため、κの値はRTSの約2倍となっている。図5.4から、DSのスループット特性はRTSのスループット特性と同程度であり、オーバヘッドは追加した制御フレームによる通信時間の増加分とみなせる。

5.3.1 スループット特性

CSMA, RTS, DSの各プロトコルにおけるスループット特性(トラフィック負荷に対するスループット)を以下の図5.5, 図5.6, 図5.7に示す。

CSMA(図5.5)に関して考察する。高負荷時のスループット特性が隠れ端末の存在の有無により大きく異なっており、隠れ端末が存在する条件下ではトラフィック負荷が0.3の近傍でスループットにピークが見られる。これは、隠れ端末の存在がCSMAのキャリアセンス機構を阻害しているためであり、結果的にCSMAがALOHAと同程度の性能しか発揮できていないことを意味する。スループット特性はピーク値よりも高負荷の領域で一定値となるが、この値は隠れ端末の割合に依存している。CSMA/CAは衝突回避機構であり、衝突の可能性が低く抑えられるよう設計されている。衝突が生じると2フレームをロスすることになるが、少なくとも1フレームはロスさせないポリシで衝突回避が行われる。したがってCSMA/CAでは高負荷時にも一定のスループットを得ることができる。しかし、得られるスループットの値自体は隠れ端末の影響を受ける(隠れ端末間ではメディアの占有情報が一致しないため、互いに相手が送信中であることを認識できないため回避しようがない)。図5.5の結果はステーション数が有限(9台)であるが、理

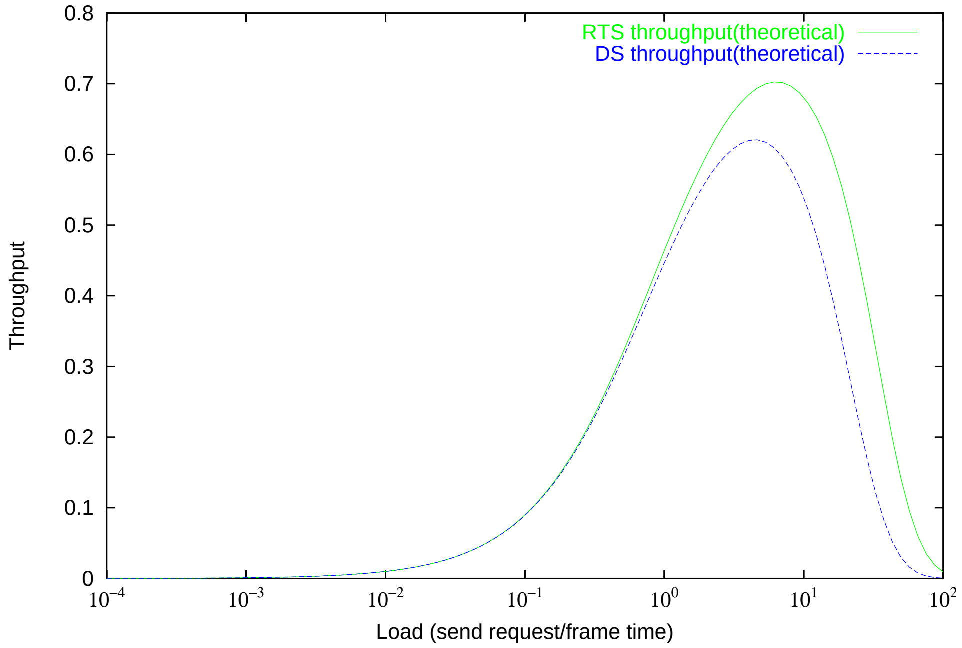


図 5.4: スループット特性の理論値 (RTS,DS)

論的にはステーション数を無限にする (無限呼モデル) と、キャリアセンス機能を実質的に無効とする隠れ端末の存在する割合が大きくなるため、高負荷時のスループット特性は 0 に近付く (すなわち ALOHA と基本的に同等の性能を示す) ものと考えられる。

一方 RTS(図 5.6)、DS(図 5.7) の場合には、隠れ端末によるスループットへの影響に改善が見られる。隠れ端末が存在しない場合には CSMA のスループット特性とほぼ一致しており、隠れ端末が存在する場合のスループットピーク値は、隠れ端末の数にほぼ依存せず 0.5 程度に位置している。これは図 5.4の理論曲線 (図 5.4はグループ数が無限であり、隠れ端末が無限に存在することを意味している) においてもほぼ同程度のスループットを示すことと対応しており、RTS プロトコルは隠れ端末の存在下において、隠れ端末の数にあまり影響されることなく安定したスループット特性を示すことがわかる。トラフィック負荷の高い領域ではシミュレーション結果は一定のスループットを示し、理論曲線との違いが見られる。これは前述した理由による (理論曲線では衝突回避機構である Contention Window を考慮していない)。RTS(図 5.6)、DS(図 5.7) における違いはトラフィック負荷が低い場合にはほとんど見られず、スループットのピーク値および高負荷時のスループットにおいて 10%程度の差が見られ、ピーク値の差のオーダは理論曲線におけるピーク値の差のオーダとほぼ一致している。このことからも、DS プロトコルのオーバヘッドは追加した制御フレームによる通信時間の増大のみとみなしてよいといえる。

5.3.2 遅延特性

各プロトコルの遅延特性 (スループットに対する遅延時間の関係) を図 5.8、図 5.9、図 5.10に示す。一般に CSMA 系プロトコルの遅延特性はトラフィック負荷の増大とともに指数的に大きくなる。そのため、スループットのピークにおいては遅延時間が比較的大きくなる。そのため実用上はトラフィック負荷がスループットのピーク値よりも低い領域で用いる。図 5.9、図 5.10から、RTS プロトコルと DS プロトコルにおける遅延特性に差はほとんど見ることができない。CSMA プロトコルでは図 5.8に見られるように、隠れ端末の存在により遅延のオーダが 2 倍程度大きくなるが、RTS、DS の各プロトコルでは隠れ端末の存在と遅延のオーダに相関は見られない。

実用上使用に耐えうる範囲を考察する。前述した通り各プロトコルに共通していえることであるが、スループットがピーク値を超えると遅延時間が指数的に増加する。従って CSMA の場合には図 5.5, 図 5.8より、隠れ端末が存在する場合におけるスループットのピーク値におけるトラフィック負荷 (約 0.3) が実用範囲の目安となる。RTS, DS においても同様の理由で、トラフィック負荷が約 0.5 の付近が実用範囲の目安となろう。

5.3.3 まとめ

本節におけるプロトコルの性能比較の結果、以下の結論を得た。

- 本稿で提案する MAC プロトコル (DS プロトコル) の性能評価をシミュレーションを通じて行い、既存の CSMA プロトコル/RTS プロトコルと比較し、スループット特性/遅延特性において、RTS プロトコルと同程度の性能を得られることがわかった。
- RTS/DS の両プロトコルについて、待ち行列モデルによる理論的解析 (但し再送を考慮しない) 行い、DS プロトコルのオーバヘッドが新たに付加した制御フレームのオーバヘッドによるものであること、オーバヘッドによるスループット特性の劣化は低トラフィック時にはほぼ 0、高トラフィック時に 10%程度であることを示した。

前章で述べた通り、本稿で提案したプロトコル CSMA/CA-DS はブロードキャスト機構をサポートする枠組を備えており、CSMA/CA の拡張形式であるため実装が比較的容易である。また本章の性能比較の結果、CSMA/CA-DS におけるプロトコル拡張による性能の低下は比較的少ないことがわかり、拡張によって得られる利点と比較して十分有意であると結論できる。

5.3.4 今後の課題

本稿においてのシミュレーションでは、モデルに対し多くの仮定を行い単純化を図っている。したがって次のステップとしてはシミュレーションモデルをより一般化することが挙げられる。

- 物理層における仮定

  本稿では伝搬遅延時間およびノイズの存在を無視していた。伝搬遅延をモデルにおいて考慮すると、各フレーム長および IFS,contention window 等、時間を定めるパラメータの相互関係が重要になり、適切なパラメータの値を選ばないと系の同期が行えない [FGLA97]。

ノイズの影響に関しては、無線 LAN におけるマルチパスフェージングは室内環境に強く依存するため、適切なモデルを設定することが困難である。

- ネットワーク層における仮定

入力トラフィックはポアソン分布に従うものと仮定している。これは理論的解析においてよく用いられる手法であり、一般に電話の呼の発生はポアソン分布であることが知られている。しかしながら近年 LAN におけるトラフィックの発生はポアソン分布に従わないという報告がなされている [*et al.*94][VP95]。

また、本稿ではトラフィック要求は隣接ノード (ステーション自身の送信範囲内に位置するノード) に対してしか生じさせていない。

以上のようにシミュレーションにおける仮定は、性能評価の第一歩としては誤った方針ではないものの、必ずしも現実を模倣しているとはいえない。考えられる方針としては、実際の無線 LAN においてトラフィックデータの収集を行い、シミュレーションの入力として用いる方法がある。

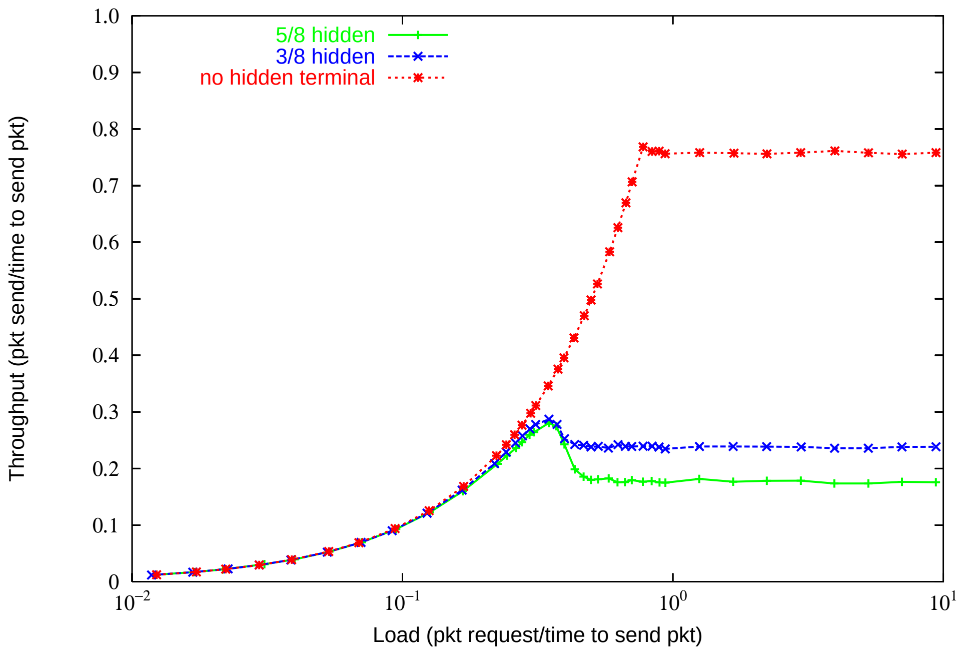


図 5.5: スループット特性 (CSMA)

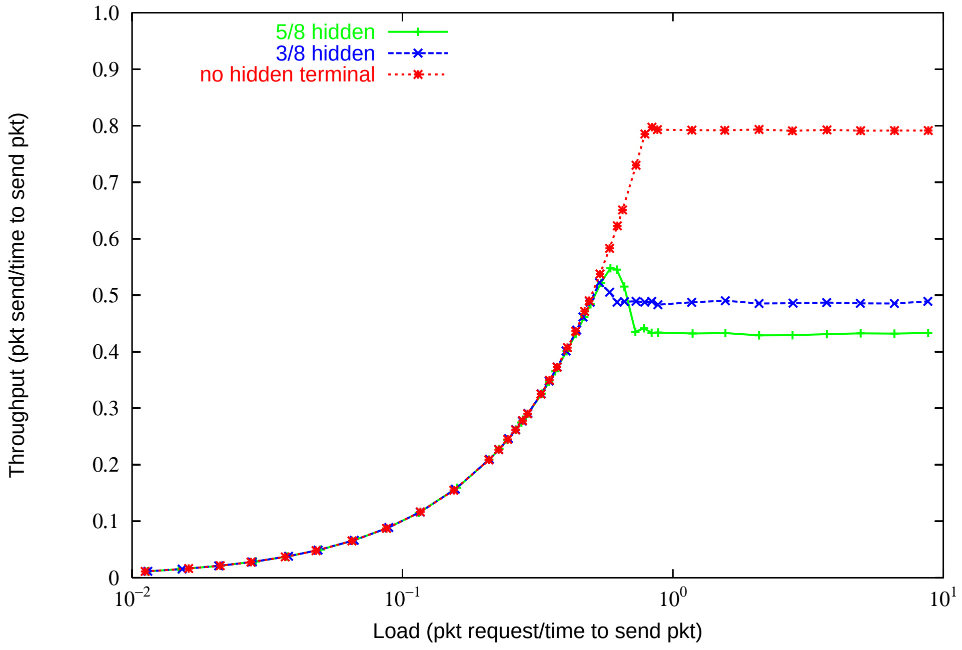


図 5.6: スループット特性 (RTS)

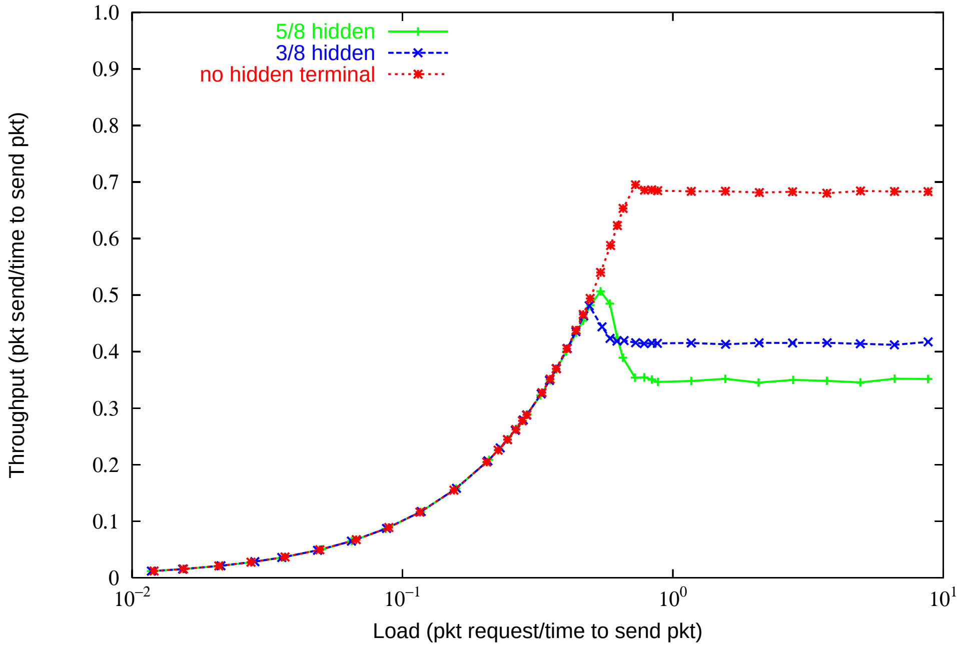


図 5.7: スループット特性 (DS)

ppp

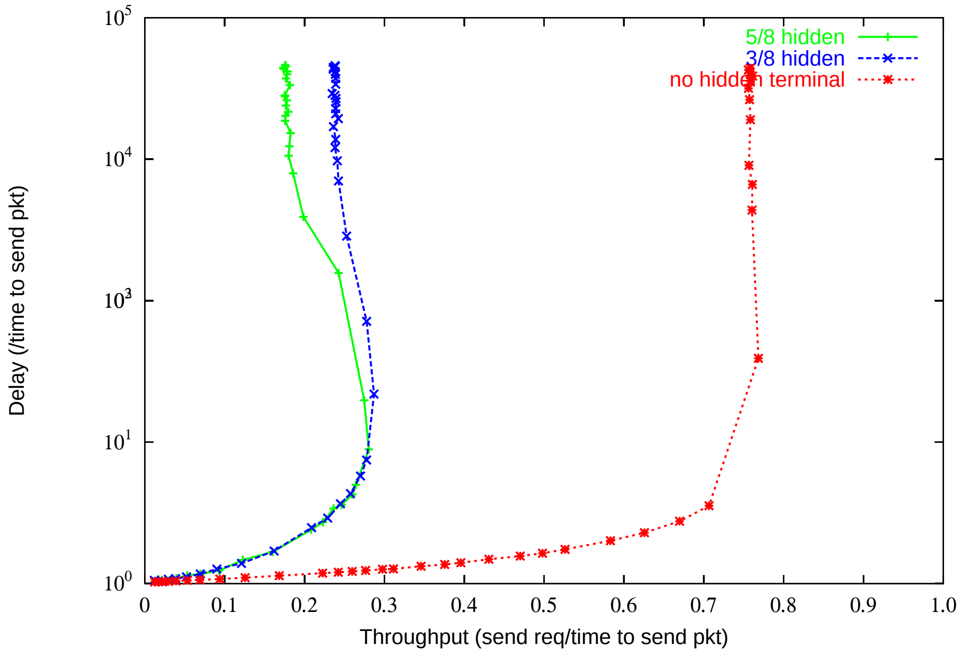


図 5.8: 遅延特性 (CSMA)

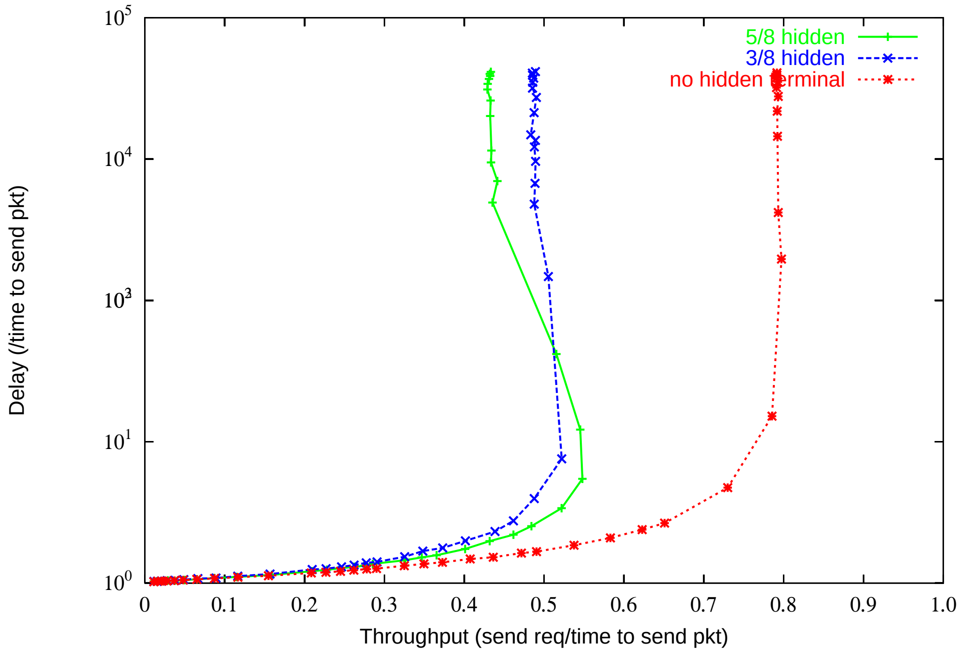


図 5.9: 遅延特性 (RTS)

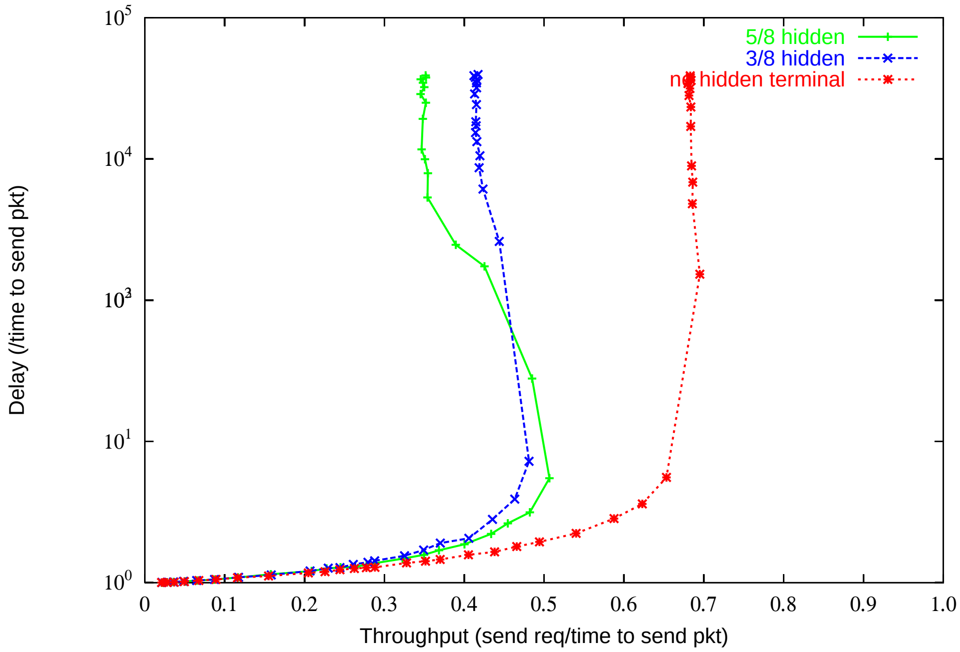

10^5
10^4
10^3
10^1
10^0
Delay (/time to send pkt)
0
0.1
0.2
0.3
0.4
0.5
0.6
0.7
0.8
0.9
1.0
Throughput (send req/time to send pkt)
5/8 hidden
3/8 hidden
no hidden terminal

図 5.10: 遅延特性 (DS)

第 6 章

結論

無線 LAN においては、同一サービスエリア内の全てのステーションに対して通信の到達性が必ずしも保証されていないという点を考慮する必要がある。即ち、無線 LAN は共有メディアであるにも関わらず、メディアに対するアクセス状況を完全に知ることができないのである。したがって以下のような 2 つの問題点を生じさせる。

- 互いに通信を行うことのできない 2 つ以上のステーションが、1 つのステーションに対して同時に送信を行ってしまう (隠れ端末問題)
- 系全体を同期させる機構が存在しない。したがってマルチキャスト/ブロードキャストの実現が困難である。

本稿ではこの後者の問題点に着目し、サービスエリア全体で同期を行える枠組として新たな MAC プロトコル (CSMA/CA-DS) を提案した。提案したプロトコルは以下のような特徴を持つ。

- 既存の CSMA/CA+RTS/CTS プロトコルを基盤とし、その拡張である。
- 新たな拡張として、**DS**, **RL** の 2 種類のフレームを導入する。
- 全ステーションと通信が行える (中心ステーション) の存在を仮定し、各ステーションの通信開始時/終了時に中心ステーションが **DS**(メディアの占有)/**RL**(メディアの開放) の各フレームをを全ノードに対しブロードキャストを行う。

CSMA/CA-DS は CSMA/CA の拡張形式であるため実装が比較的容易である。CSMA/CA-DS と既存のプロトコル (CSMA/CA および CSMA/CA+RTS/CTS) との比較をシミュレーションで行い、その結果以下の 2 点が結論できた。

- スループット特性/遅延特性は基本的に CSMA/CA+RTS/CTS のプロトコルと同程度の性能を有する。
- 新たに制御フレームを加えたために生じたプロトコルのオーバヘッドによる、スループット特性への影響は 10%程度である。

CSMA/CA-DS によりマルチキャスト/ブロードキャストのサポートが可能となった点を考慮すれば、この性能劣化の程度は妥当な範囲といえ、CSMA/CA-DS は十分有意であると結論できる。

謝辞

本稿を締め括るに際して、以下の多数の方々に感謝の意を表したいと思います。

慶應義塾大学理工学部 所 真理雄教授には本研究の機会を頂き、研究の方針、議論等で懇切な御指導を頂きました。感謝の念に堪えません。

所研究室 博士課程の福田 健介氏には、本研究を進める上で様々な議論・示唆・および激励を多数頂きました。どうもありがとうございます。夜中に何度も呼び出してしまいすみません。

所研究室 修士二年の池谷 直紀、桑折 隆之、勝野 恭治、北脇 晴之、祢宜 知孝、三輪 泰孝、久曽神 宏、Pornchai Laohakulvathit の各氏には、同学年ということもあり、一年を通じて様々な励ましを頂きました。ありがとう。

所研究室 OS/Network group の皆様にはシミュレーション/論文査読等でたいへんお世話になりました。特に、修士一年の舌間 一宏氏には多忙な時間を割いて査読を引き受けて頂きました。学部四年の小巻 賢二郎、濱野 淳史の両氏には、卒業論文執筆中にも関わらず、シミュレーション実験のために快くマシンを提供して頂きました。thanks.

最後に、6 年間の大学生生活を支えて下さった両親に感謝致します。

Appendix

本研究で提案する MAC プロトコル (CSMA/CA-DS) の仕様

本研究で提案する MAC プロトコルの仕様を以下に示す。仕様は各ステーションを $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ で定式化した状態機械として記述する。

- 状態空間 Q は {`PASSIVE`,`RTS`,`CTS`,`XMIT`,`ACK`,`REMOTE`} である。
- 初期状態 q_0 は `PASSIVE` である。
- 入力アルファベットΣは {`Carrier`,`Timer Expire`,`Local Frame`} の 3 種類である。
- 遷移関数δを疑似言語の形式で表 A.1,A.2,A.3,A.4,A.5,A.6に示す。
- (最終状態 F は特に定めない)

表 A.1: **CSMA/CA-DS の仕様 (1)**

```
PASSIVE()
{
    while(No Carrier && No Local Frame to send) wait;
    if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,FALSE);
    else{
        Timer←DIFS;
        while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
        if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        else{
            if(Ctimer==0) Ctimer←random[0,Cwindow];
            Timer←Ctimer;
            while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
            if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
            else{
                transmit RTS;
                call RTS(maximum time CTS came back);
            }
        }
    }
}
```

表 A.2: **CSMA/CA-DS** の仕様 (2)

```
RTS(time)
{
    Timer←time;
    while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
    if(Timer Expire){
        backoff Cwindow;
        call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
    }else{
        Receive Frame;
        switch(received Frame type){
        case CTS:
            Timer←(maximum time DS came back);
            while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
                if(Carrier){
                    receive Frame;
                    switch(received Frame type){
                    case DS:
                        Timer←SIFS;
                        while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
                        if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                        else{
                            transmit DATA;
                            call XMIT(maximum time ACK came back);
                        }
                    default:
                        call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                    }
                }else{
                    Timer←SIFS;
                    while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
                    if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                    else{
                        transmit DATA;
                        call XMIT(maximum time ACK came back);
                    }
                }
            }
        default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        }
    }
}
```

表 A.3: **CSMA/CA-DS** の仕様 (3)

```
XMIT(time)
{
    Timer←time;
    while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
    if(Timer Expire){
        backoff Cwindow;
        call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
    }else{
        receive Frame;
        switch(received frame type){
        case ACK:
            Timer←SIFS;
            while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
            if(Carrier){
                receive Frame;
                switch(received Frame type){
                case RL:
                    reset Cwindow;
                    call PASSIVE();
                default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                }
            }else{
                call PASSIVE();
            }
        default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        }
    }
}
```

表 A.4: **CSMA/CA-DS の仕様** (4)

```
REMOTE(time,ignorerts)
{
    Timer←time;
    while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
    if(Timer Expire) call PASSIVE();
    else{
        receive Frame;
        switch(received Frame type){
        case RTS:
            if(ignorerts==TRUE) call REMOTE(time,TRUE);
            if(Dest!=Local) call REMOTE(time(CTS-DS-DATA-ACk-RL),TRUE);
            else{
                Timer←SIFS;
                while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
                if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                else{
                    transmit CTS;
                    call CTS();
                }
            }
        case CTS:
            if(Not Central Node) call REMOTE(time(DS-DATA-ACK-RL),TRUE);
            else{
                Timer←SIFS;
                while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
                if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                else{
                    transmit DS;
                    call REMOTE(time(DATA-ACK-RL),TRUE);
                }
            }
        case DS: call REMOTE(time(DATA-ACK-RL),TRUE);
        case DATA: call REMOTE(time(ACK-RL),TRUE);
        case ACK:
            if(Not Central Node) call REMOTE(time(RL),TRUE);
            else{
                Timer←SIFS;
                while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
                if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                else{
                    transmit RL;
                    call PASSIVE();
                }
            }
        case RL: call PASSIVE();
        default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        }
    }
}
```

表 A.5: **CSMA/CA-DS の仕様** (5)

```
CTS(time)
{
    Timer←time;
    while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
    if(Timer Expire) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
    else{
        receive Frame;
        switch(received frame type){
        case DS:
            Timer←SIFS;
            while(No Carrier && Timer not Expired) wait;
            if(Timer Expire) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
            else{
                receive Frame:
                switch(received Frame type){
                case DATA:
                    Timer←SIFS;
                    while(No Carrier && Timer not expired) wait;
                    if(Carrier) call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                    else{
                        transmit ACK;
                        call ACK(maximum time ACK came back);
                    }
                default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
                }
            }
        default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        }
    }
}
```

表 A.6: **CSMA/CA-DS の仕様** (6)

```
ACK(time)
{
    Timer←time;
    while(No Carrier && Timer Not Expired) wait;
    if(Timer Expire) call PASSIVE();
    else{
        switch(received Frame type){
        case RL: call PASSIVE();
        default: call REMOTE(maximum Frame time,TRUE);
        }
    }
}
```

参 考 文 献

[Abr70] N. Abramson. The ALOHA system - Another Altanative for Computer Communications. *Proceedings of the Fall Joint Computer Conference*, pp. 281–285, 1970.

[BDSZ94] Vaduvur Bharghavan, Alan Demers, Scott Shenker, and Lixia Zhang. MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LAN's. *sigcomm*, 1994.

[Col83] A. Colvin. CSMA with collision avoidance. *Computer Communication*, Vol. 6, No. 5, pp. 227–235, 1983.

[C.P96] C.Perkins. *IP Mobility Support*, Oct. 1996. RFC 2002.

[*et al.*94] W. E. Leland *et al.* On the Self-similar Nature of Ethernet Traffic. *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 2, No. 1, pp. 1–15, 1994.

[FGLA97] Chane L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves. Solutions to Hidden Terminal Problems in Wireless Networks. *sigcomm*, 1997.

[FJ94] H.Sunahara F.Teraoka, K.Uehara and J.Murai. VIP: A Protocol Providing Host Mobility. *Communications of ACM*, Vol. 37, No. 8, pp. 67–75, 1994.

[F.T93] M.Tokoro F.Teraoka. Host Migration Transparenct in IP Networks: The VIP Approach. *ACM Compiter Communication Review*, Vol. 23, No. 1, 1993.

[Inc96] Metricom Inc. Metricom Ricochet Home Page `http://www.metricom.com/ricochet/product.html`, 1996.

[Kar90] P. Karn. MACA - A New Channel Access Method for Packet Radio. *ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*, pp. 134–140, 1990.

[KT75] L. Kleinrock and F.A. Tobagi. Packet switching in radio channels: Part I - carrier sense multiple-access modes and their throughput-delay characteristics. In *IEEE Trans. Commun.*, pp. 1400–1416, 1975.

[MB76] R. M. Metcalfe and D. R. Boggs. Ethernet: Distributed packet switching for local computer networks. In *Communications of the ACM*, pp. 395–403, 1976.

[TK75] F. A. Tobagi and L. Kleinrock. Packet switching in radio channels: Part ii - the hidden terminal problem in carrier sense multiple-access modes and the busy-tone solution. In *IEEE Trans. Commun.*, pp. 1417–1433, 1975.

[TK76] F. A. Tobagi and L. Kleinrock. Packet switching in radio channels: Part iii - polling and (dynamic) split-channel reservation multiple access. In *IEEE Trans. Commun.*, pp. 832–845, 1976.

[TK85] H. Takagi and L. Kleinrock. Output processes in contention packet broadcasting systems. In *IEEE Trans. Commun.*, pp. 1191–1199, 1985.

[VP95] S. Floyd V. Paxson. Wide-Area Traffic: The Failure of Poisson Modeling. *IEEE/ACM Trans. Networking*, Vol. 3, No. 3, pp. 226–244, 1995.

[WG97] IEEE 802.11 WG. *IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) specifications(November 1997).* The Institute of Electrical and Electronics Engineers, Inc., 1997. IEN 116.