The University of Osaka
Institutional Knowledge Archive

Title	キャリアセンス型MACプロトコルを用いたアドホックネットワークの隠れ端末対策に関する研究
Author(s)	重安, 哲也
Citation	大阪大学, 2010, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://hdl.handle.net/11094/458
rights	
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

https://ir.library.osaka-u.ac.jp/

The University of Osaka

キャリアセンス型MACプロトコルを用いた
アドホックネットワークの隠れ端末対策に関する研究

2010年1月

重安　哲也

謝　辞

本論文は，大阪大学大学院 工学研究科 電気電子情報工学専攻 教授 小牧省三博士の御指導のもと，筆者が広島国際大学在職中ならびに，大阪大学大学院 工学研究科 電気電子情報工学専攻在学中に行った研究成果をまとめたものである．本研究を進めるにあたり小牧教授から賜わった御懇意なる教示，御鞭撻に対し，深甚なる感謝の意を表する次第である．

また，本論文をまとめるにあたり大阪大学大学院 工学研究科 電気電子情報工学専攻 教授 滝根哲哉博士，ならびに同専攻准教授 塚本勝俊博士に有益な御教示，御助言を賜ったことに対し深く感謝する．

さらに，筆者の大学院在学中，講義等を通じて通信工学の各分野に関して，ならびに本論文に関して多大なご指導を賜った，大阪大学大学院 工学研究科 教授 北山研一博士，同教授 馬場口登博士，同 三瓶政一博士，同 井上恭博士，同 河崎善一郎博士，ならびに大阪大学産業科学研究所 教授 鷲尾隆博士，同教授 溝口理一郎博士をはじめとする諸先生方に厚く感謝を申し上げる．

筆者は大阪大学名誉教授・広島国際大学 学長 森永規彦博士に広島国際大学における情報通信工学に関する教育と研究に携わる貴重な機会を頂いた．また，常日頃より森永学長に教育と研究に関する御教示を賜ったことに対し，ここに深く感謝の意を申し上げる．

筆者は研究を進めるにあたり，山口大学大学院 理工学研究科 教授 松野浩嗣博士に折にふれ熱心な御討論と御厚意あふれる御支援を賜ったことに対し深く感謝の意を表する．

また，徳山工業高等専門学校 情報電子工学科 教授 江口賢和博士には筆者が情報通信工学を志す端緒を開いて頂いたことに対し深謝する次第である．

さらに，筆者は，広島国際大学における教育と研究活動の遂行にあたり広島国際大学工学部長 小谷教彦博士，同大学 情報通信学科長 阿部正英博士，同助教 山中仁昭先生をはじめとする諸先生方に日頃より御指導ならびに御激励を頂いたことに対し，厚く御礼申し上げる．

また，筆者は常日頃より寛大なる心をもって惜しみない援助と理解を私の家族から頂いたことに対し，深く感謝する．

最後に，私の教育と研究活動を深く理解し，絶え間なく私を支えてくれる妻 真弓に心より感謝する．

内 容 梗 概

本論文は，筆者が広島国際大学在職中および，大阪大学大学院 工学研究科 電気電子情報工学専攻在学中に行ったキャリアセンス型 MAC プロトコルを用いたアドホックネットワークの隠れ端末対策に関する研究成果をまとめたものであり，以下の 6 章より構成される．

第 1 章では，本研究の背景となる研究分野に関して現状と問題点を述べ，本研究の位置付けと目的を明らかにする．

第 2 章では，キャリアセンスに基づいてパケット送受信を制御する MAC プロトコルについて述べる．また，同プロトコルにおいて隠れ端末によって引き起こされるパケット衝突問題ならびに，その対策である RTS/CTS 制御について述べる．次に，キャリアセンス型 MAC プロトコルを用いる無線 LAN 規格として広く普及する IEEE 802.11 の送信制御について述べる．さらに，アドホックネットワークに IEEE 802.11 を適用する際に隠れ端末の存在によって生じる課題を示し，本研究の目的について詳述する．

第 3 章では，IEEE 802.11 におけるユニキャスト性能の向上方式を提案する．まず，IEEE 802.11 の MAC プロトコルの要素技術である CSMA/CA について，その原型である CSMA ならびに，隠れ端末対策制御 RTS/CTS の原型である MACA の両 MAC プロトコルの特性評価を行い，隠れ端末の存在割合の変化に関わらず，RTS/CTS 制御は本来，長い DATA を送信する場合に高い性能を発揮することについて述べる．次に，IEEE 802.11 に実装される RTS/CTS の特性評価を行った結果から，IEEE 802.11 では DATA 長の増加に従って性能が向上しない場合があることを指摘し，これを解決するために，IEEE 802.11 の RTS/CTS において RTS を傍受した端末の送信延期時間を短縮する方式を提案する．最後に，提案方式を計算機シミュレーションにより評価した結果，DATA 長の増加にしたがって性能が向上する特性を獲得できることを明らかにする．

第 4 章では，IEEE 802.11 のブロードキャスト性能の向上方式を提案する．まず，隠れ端末の存在環境下において IEEE 802.11 のブロードキャスト受信率が低下する問題点について述べる．次に，この問題を解決するため，ブロードキャスト前に隠れ端末の存在を考慮した RTS/CTS 交換を導入する方式を提案する．最後に，計算機シミュレーションによりブロードキャスト受信率を評価し，提案方式の有効性を明らかにする．

第 5 章では，IEEE 802.11 において，隠れ端末の存在環境下での MAC レベルの送信機会均等化手法を提案する．まず，IEEE 802.11 における送信権割当ての公平性を実現する方式である CSMA/CA を隠れ端末の存在環境に適用した場合の問題点を述べる．次に，この問題を解決するため，各端末が自端末の送信状況を参照し，不公平状態にある場合は一度の送信機会に複数のパケットを連続送信することで，自律的に送信回数を増加す

る方式を提案する．最後に，計算機シミュレーションを用いて各端末の割当て帯域に対するスループット達成率を評価し，提案方式の有効性を明らかにする．

第 6 章は，本論文の結論であり，本研究で得られた結果の総括を行う．

目次

第 1 章　序論　1

第 2 章　キャリアセンス型 MAC プロトコルを用いたアドホックネットワーク　7

2.1　緒言 7

2.2　キャリアセンス型 MAC プロトコル 7

2.2.1　CSMA における送信制御とスループット特性 [15] 8

2.2.2　隠れ端末問題と RTS/CTS 制御ならびに MACA のスループット特性 10

2.3　IEEE 802.11 17

2.3.1　IEEE 802.11 における送信制御方式 [2] 17

2.3.2　IEEE 802.11 を用いたアドホックネットワークの隠れ端末対策の課題 22

2.4　結言 24

第 3 章　隠れ端末の存在環境下におけるユニキャスト性能向上方式　25

3.1　緒言 25

3.2　隠れ端末の存在割合と CSMA と MACA のスループット特性の関係 . . . 25

3.2.1　隠れ端末の影響を調査するための評価用ネットワーク 26

3.2.2　CSMA と MACA における隠れ端末の影響調査 31

3.3　IEEE 802.11 におけるユニキャスト性能向上方式 37

3.3.1　IEEE 802.11 における RTS/CTS 制御が引き起こす不必要な送信延期問題 38

3.3.2　MACA 方式の NAV 設定を採用した不必要な送信延期問題の回避　39

3.3.3　計算機シミュレーション 42

3.4　結言 45

第 4 章　隠れ端末の存在環境下におけるブロードキャスト性能向上方式　47

4.1 緒言 47
4.2 隠れ端末の存在環境下における従来のブロードキャスト性能向上方式 . . 48
4.2.1 衝突回復（Collision Recovery）型ブロードキャストプロトコル . 49
4.2.2 衝突回避（Collision Prevention）型ブロードキャストプロトコル 50
4.3 隠れ端末の送信を効果的に抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル SRTS 51
4.3.1 隣接端末リストの構成 51
4.3.2 隠れ端末リストの構成 52
4.3.3 RTS の送信先端末の選択 53
4.3.4 SRTS におけるブロードキャスト送信制御 53
4.3.5 SRTS の性能評価 54
4.4 2 段階の RTS/CTS 交換で広範囲の隠れ端末を抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル DRTS 60
4.4.1 $BRTS_{reply}$ リストの決定手続き 62
4.4.2 DRTS の性能評価 63
4.5 結言 65

第 5 章 隠れ端末の存在環境下における MAC レベルの送信機会均等化手法 67
5.1 緒言 67
5.2 バックオフアルゴリズムと送信権割り当て 67
5.3 IEEE 802.11 における送信機会の均等割り当て制御 69
5.3.1 帯域使用率 70
5.3.2 Fairness Index 71
5.3.3 送信機会の不公平状態の調査 72
5.4 送信機会均等化方式：WLPB 73
5.4.1 複数パケットの連続送信 74
5.4.2 不公平状態の判別式 74
5.4.3 LPB 方式の制御方式 75
5.4.4 重み付き LPB（Weighted LPB） 75
5.5 計算機シミュレーション 77
5.5.1 LPB 方式と WLPB 方式の適用効果と閾値 α に関する性能評価 . . 77
5.5.2 IEEE 802.11 における従来の送信機会均等化方式と提案方式の性能比較 80
5.5.3 IEEE 802.11 端末との混在環境下における性能評価 84
5.6 結言 89

第 6 章　結論 91

参考文献 93

本論文に関する原著論文 99

図目次

2.1 CSMA における送信サイクル 9
2.2 CSMA のスループット特性 10
2.3 隠れ端末問題 11
2.4 RTS/CTS 制御 12
2.5 端末の構成 14
2.6 MACA におけるパケット交換メカニズム 15
2.7 CSMA，MACA のスループット特性（$a = 0.01, x = 0.005$） 16
2.8 CSMA，MACA のスループット特性（$a = 0.1, x = 0.05$） 17
2.9 IEEE 802.11 での MAC 層の構成 18
2.10 Random backoff time 20
2.11 DCF における基本送信制御方式 21
2.12 RTS/CTS 交換を使用した DCF の送信制御方式 21
2.13 RTS/CTS 交換が引き起こす不必要な送信延期問題 22
2.14 RTS/CTS 使用時にバックオフタイマの持ち越しが機能しない状況 . . . 24

3.1 グラフを用いた無線ネットワーク表現 27
3.2 隠れ端末問題 27
3.3 アルゴリズムによって生成されるグラフの例（$n = 6, h = 2$） 29
3.4 CSMA の理論式とシミュレーション結果（$a = 0.01$） 31
3.5 MACA の理論式とシミュレーション結果 ($a = 0.01, x = 0.005$) 32
3.6 隠れ端末の割合が CSMA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.1$） . 33
3.7 隠れ端末の割合が MACA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.1, x = 0.05$） 34
3.8 隠れ端末なしの場合に対する最大スループットの変化率（$a = 0.1, x = 0.05$） 34
3.9 最大スループットの変化（$a = 0.1, x = 0.05$） 35

3.10 隠れ端末の割合が CSMA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.01$） 35
3.11 隠れ端末の割合が MACA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.01, x = 0.005$） 36
3.12 隠れ端末なしの場合に対する最大スループットの変化率（$a = 0.01, x = 0.005$） 36
3.13 最大スループットの変化（$a = 0.01, x = 0.005$） 37
3.14 IEEE 802.11 における最大スループット特性 39
3.15 RTS/CTS 制御が引き起こす不必要な送信延期問題 40
3.16 RTS validation mechanism 41
3.17 RTS/CTS+CRTS mechanism 41
3.18 IEEE 802.11 に MACA 方式の NAV 設定を採用した送信制御方式 . . . 42
3.19 パケットサイズ–最大スループット特性 43
3.20 端末数–最大スループット特性 44
3.21 フィールドサイズ–最大スループット特性 44
3.22 トラフィック–スループット特性 45

4.1 BACK 方式 50
4.2 ARB with NACK 方式 50
4.3 ネットワーク構成例 52
4.4 提案方式 SRTS におけるブロードキャスト送信制御 54
4.5 計算機シミュレーションにおけるデータ収集範囲 56
4.6 トラフィック–受信率特性 57
4.7 パケットサイズ–受信率特性（端末数=100） 58
4.8 端末数–受信率特性（Payload=1024byte） 58
4.9 評価に用いたネットワークトポロジ 59
4.10 偏りが大きなネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . . 60
4.11 偏りが中程度のネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . 60
4.12 偏りのないネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . . . 61
4.13 DRTS における送信制御 62
4.14 トラフィック–受信率特性 63
4.15 偏りが大きなネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . . 64
4.16 偏りが中程度のネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . 64
4.17 偏りのないネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性 . . . 65

5.1 ネットワークトポロジ 69

5.2 1パケット送信に要する時間 71
5.3 トラフィック–Fairness Index 特性 73
5.4 IEEE 802.11 における帯域使用率 73
5.5 パケットの連続送信 74
5.6 トラフィック変動と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響 78
5.7 トラフィック変動と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響 79
5.8 端末数と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響 79
5.9 端末数と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響 80
5.10 隣接端末数と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響 81
5.11 隣接端末数と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響 81
5.12 メッシュトポロジにおける帯域使用率 83
5.13 メッシュトポロジにおけるトラフィック–Fairness Index 特性 84
5.14 メッシュトポロジにおけるトラフィック–スループット特性 85
5.15 WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性 85
5.16 WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–スループット特性 86
5.17 FCR と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性 86
5.18 FCR と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–スループット特性 87
5.19 DFWMAC ランダムトポロジにおけるトラフィック–Fairness Index 特性 88
5.20 DFWMAC のランダムトポロジにおけるトラフィック–スループット特性 88

表目次

2.1 MACA の状態推移表 12

3.1 計算機シミュレーション諸元 38

4.1 端末 1 の隣接端末リスト 52
4.2 端末 1 の隠れ端末リスト 53
4.3 計算機シミュレーション諸元 55

5.1 計算機シミュレーション諸元 69
5.2 帯域使用率の平均値と分散 72
5.3 4 方式の帯域使用率の平均値と分散 84
5.4 WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値 84
5.5 FCR と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値 87
5.6 DFWMAC と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値 . . . 87
5.7 IEEE 802.11 端末との混在環境下における Fairness Index (Traffic= 1Mbps) 89

第1章

序論

近年の情報通信技術の発展に伴い，電子機器の低価格化が進みオフィスや一般家庭をはじめとしてPC（Personal Computer）を中心とする情報端末が広く普及するとともに，これらの端末からのインタネットアクセスを実現するためのサービスもまた広く普及が進んでおり，わが国における平成20年度末のインタネット利用者数は9,091万人，人口普及率は75.3%となっている[1]．また，電子機器のさらなる低価格化や小型化にともない，家庭やオフィスを離れたモバイル環境下においても利用が可能なノートPC，PDA（Personal Digital Assistance），スマートフォン等の情報携帯端末の普及も進んでおり，これらの端末からのインタネットアクセスを実現するワイヤレスアクセス技術としてIEEE 802.11 a/b/gをはじめとする無線LAN（Local Area Network）[2–5]，携帯電話[6]，PHS（Personal Handy-phone System）[7]，WiMAX（Worldwide Interoperability for Microwave Access）[8]等も急速に普及が進んでいる．わが国におけるモバイル環境下でのインタネットアクセス利用者数は7,506万人となり，これはインタネット利用者全体の82.6%に達することになる．

情報携帯端末はインタネット等の広域ネットワークに接続しサービスを利用することが多いが，その際は広域ネットワークへアクセスするための通信経路を有する基地局やAP（Access Point）等の固定通信インフラ設備へのワイヤレス接続が必要となる．このような形態でアクセスを行うネットワークをインフラストラクチャ（Infrastructure）型ネットワークと呼ぶ．これに対して，近年では，固定通信インフラの存在しない環境下においてもワイヤレスネットワークを構築し，通信サービスを提供できるアドホックネットワーク（Ad-hoc Network）の実現に対する期待が高まっている[9]．用途としては，会議スペースにおける情報共有や，被災地エリアにおける災害復旧活動時の情報共有等に代表される一時的なサービスを提供するネットワークのみならず，温度や湿度等のセンサをネットワーク化するためのセンサネットワーク等のように比較的長期間のサービス継続性が必要なネットワークでの利用も想定されている[10]．

このようなネットワークでは，集中的にネットワークを制御可能な既設の基地局等が存在しないため，アドホックネットワーク内の端末が協調し自律分散的にそれぞれの通信を制御する自律分散型のネットワークにする必要がある．自律分散型ネットワークの構

築に関する技術は，DARPA（米国国防省高等研究計画局：Defense Advanced Research Projects Agency）[11] におけるパケット無線通信システムに関する研究プロジェクトにおいて戦争地域の情報伝達技術の開発を目的とした検討が進められたことに伴って大きく発展することとなった．1970 年代には初期のパケット無線システムが ALOHA [12] プロジェクトによって開発された．ALOHA プロジェクトは，直接通信が可能な無線局間でネットワークを構築するシングルホップ無線通信システムであり，単一通信チャネルをパケット交換により複数無線局で共有する通信システムを実現した．ALOHA プロジェクトに引き続いて検討された PRNET（Packet Radio NETwork）では，ARPA（Advanced Research Project Agency）の支援の下，複数の端末によりマルチホップでデータを転送する機能を実現するマルチホップ無線通信システムが開発された．PRNET では，それまでのインフラストラクチャ型ネットワークと比べて，(I) 固定通信インフラを有さないネットワークであること，(II) ネットワーク中の全ての端末はパケットを中継・転送するためのルータとして機能を有すること，(III) 端末の移動が発生した場合にも通信が実現できること，などの点で大きく異なる特徴をもっており，これらの特徴は現在のアドホックネットワークにおいてもそのまま引き継がれて検討されている．

1990 年代にはそれまでの軍事目的のみに限らず，より広範囲な分野への適用を可能とするためにコンピュータ通信に関する標準化団体である IETF（Internet Engineering Task Force）[13] の分科会である MANET（Mobile Ad-hoc NETwork）においてアドホックネットワークの標準化活動が行われるようになった．現在，アドホックネットワークを実現するために検討されている代表的な技術課題は，

- MAC（Media Access Control）プロトコル
- ルーティングプロトコル
- マルチキャストプロトコル
- トランスポートプロトコル
- QoS（Quality of Service）
- セキュリティ
- アドレス割当
- ネットワーク拡張性
- 省電力

と多岐にわたる [14]．中でもパケットの送受信そのものを規定する MAC プロトコルの性能は上位層における通信性能に対しても大きな影響を及ぼすこととなる．初期のパケット無線通信システムである ALOHA では，送信要求の生じたパケットは直ちに無線チャネル上に送信されるため，パケット同士の衝突が頻繁に発生する．そのため，チャネル利用効率を示す正規化スループットは最大でも 18% であり，決して効率的な MAC プロトコルとはいえないものであった．そのため，PRNET はパケットの衝突を軽減するために，送信前に他端末のキャリアを調査し，キャリアが検知されなかった場合のみ新たな送信を開始するという CSMA（Carrier Sense Multiple Access）[15] を採用した．キャリアセンス制御を基本とする CSMA は ALOHA に比べてスループットを飛躍的に向上させた

MAC プロトコルであり，CSMA を基本とした MAC プロトコルは有線 LAN の標準規格である IEEE 802.3 における CSMA/CD（Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection）[16] をはじめとして広く採用されるところとなっている．MANET で検討が進められているアドホックネットワークにおいては，IEEE 802.11 系無線 LAN 端末を用いたネットワーク構築が重点的に検討されているが，IEEE 802.11 においても，キャリアセンス制御を採用する CSMA/CA（Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance）が基本 MAC プロトコルとして実装されている．

単一の送信チャネルを複数端末で共有するパケット交換通信システムにおける MAC プロトコルは限られた通信帯域を効率的に利用するために定められた時間の中でより多くのパケットの送信を成功させることが求められる．即ち，送信オーバヘッドを増加させずに，受信側において複数パケットの同時到着を回避することが必要となる．このためには，相手先端末が受信中でないことを確認することが必要であるが，CSMA をはじめとするキャリアセンス型の MAC プロトコルでは送信オーバヘッドを削減するために，送信側端末のキャリア送出状態のみを調査することで無線ネットワークの状態を判断する．当然ながら，ネットワーク中の任意の 2 端末が直接（1-hop で）通信可能な状況下では，送信端末と受信端末の両者に同等にキャリアが到着するため，キャリアセンスを用いれば正しくネットワークの空きについて判断を行うことができる．しかしながら，ネットワーク中に直接通信できない端末が存在する場合は，既にある 2 端末間で送信が行われている場合であっても，その送信端末の通信範囲外に存在する端末はキャリアセンスで送信を検知することはできない．さらに，送信を検知できない端末が，現在，パケットを受信中の端末の通信範囲内に存在する場合に新たな送信を開始してしまうと受信中の端末上でそれらのパケットが衝突し受信に失敗してしまう．このようなパケット衝突を引き起こす端末を隠れ端末とよび，キャリアセンス型 MAC プロトコルでは，隠れ端末に起因するパケット衝突を軽減することが大きな課題として広く取り組みが進められている [17–29]．これらの研究背景を踏まえ，本研究ではアドホックネットワークの構築に用いられるキャリアセンス型 MAC プロトコルにおける隠れ端末の影響を軽減する手法を提案している．以下，従来の対策における問題点を整理し，本研究の目的とするところを明らかにする．

まず，隠れ端末に対する対策として初めて提案されたプロトコルは BTMA（Busy Tone Multiple Access）[30] である．BTMA では，ネットワーク中の全ての端末と通信可能な位置に中央制御局を設置し，送信チャネルが使用中の間，中央制御局はビジートーンを全ての端末に向けて送信する．送信要求の生じた端末は送信チャネルではなく，ビジートーンを検知することで隠れ端末との衝突を回避する．ビジートーンを用いた手法は RI-BTMA（Receiver-Initiated Busy Tone Multiple Access）[31] や DBTMA（Dual Busy Tone Multiple Access）[32] などでも採用されているが，通信チャネルを送信チャネルとビジートーンのための制御チャネルに分割する必要がある．これに対し，送信チャネルのみで隠れ端末に対処する方式も提案されている．MACA（Multiple Access with Collision Avoidance）[33] は DATA 送信前に送受信端末間で RTS（Request To Send），CTS（Clear To Send）を交換する RTS/CTS 制御を提案した．RTS/CTS 制御では，送信端末の RTS に対して受信端末は CTS を返信するため，隠れ端末は CTS を傍受するこ

とにより送信が抑制され，パケット衝突が軽減される．IEEE 802.11 においても，同様に隠れ端末対策として RTS/CTS 制御が実装されている．しかしながら，IEEE 802.11 では，RTS/CTS 交換が成功することを前提に実装が行われている．そのため，RTS/CTS 交換失敗時，例えば，RTS の送信後に対応する CTS が返信されなかった場合などは，実際に DATA は送信されないにも関わらず，RTS を傍受した端末は不必要に送信を延期することで，スループットが低下する問題が報告されている [34]．そこで，本研究ではまず，RTS/CTS 交換失敗時の不必要な送信延期によるスループット低下を軽減する新しい RTS/CTS 制御手法を提案する．

アドホックネットワークに代表されるマルチホップネットワークでは，適切なパケット転送経路を構築することがネットワークの通信性能に大きく影響する．適切な通信経路を構築するには，周辺端末の接続状況を高い精度で検出する必要がある．周辺端末の接続状況を検出する代表的な手法として，フラッディングにより隣接端末全てにパケットをブロードキャストする手法が存在する [35]．当然ながら，ブロードキャストパケット受信成功率（以下，ブロードキャスト受信率という）の低下は，周辺端末の検出精度の低下を招き，結果として不適切な通信経路が構築される可能性が高くなる．そこで，本研究では，IEEE 802.11 におけるブロードキャスト受信率を向上するために，隠れ端末の危険度に基づいた RTS/CTS 制御手法を提案する．

最後に，RTS/CTS 制御による隠れ端末の送信抑制に起因する送信機会の公平化に関して検討を行う．IEEE 802.11 における CSMA/CA では，ランダムバックオフならびにバックオフ持ち越し制御によって端末間の送信機会の公平化を実現している．特に，バックオフ持ち越し制御は，次回のチャネルアクセス時間までバックオフを行う端末がその他の端末によって送信が先行された場合に，その送信が終了するまで一旦バックオフを中断することで，端末間での送信順番の入れ替わりを防止する．しかしながら，RTS あるいは CTS の傍受によって送信を延期中の端末は自端末が送信延期中にあることを周囲に通知することはなく，隣接する端末のバックオフ持ち越し制御は機能しない．そのため，隠れ端末の存在環境下では送信機会の公平性を実現できない．そこで，本研究では，隠れ端末の存在環境下において RTS/CTS 制御を使用する場合にも端末間の送信機会の公平性を向上するために，不公平状態にある端末が自律的に送信回数を増加させることにより公平性を向上する方式を提案する．

以上のように，本研究ではキャリアセンス型 MAC プロトコルを用いる IEEE 802.11 によって構築されるアドホックネットワークの通信性能向上を目的としている．以下に，6 章からなる本論文の構成を示す．

第 2 章では，代表的なキャリアセンス型 MAC プロトコルである CSMA ならびに，CSMA における隠れ端末の影響を軽減する RTS/CTS 制御を実装する MACA の特性について述べる．また，キャリアセンス，RTS/CTS 制御を用いる無線 LAN の標準規格である IEEE 802.11 について述べた上で，隠れ端末の存在環境下における IEEE 802.11 において克服すべき通信性能の低下要因を明らかにする．

第 3 章では，IEEE 802.11 のユニキャスト性能向上について検討する．まず，IEEE 802.11 の MAC プロトコルの要素技術の原型となる CSMA，MACA を隠れ端末の存在

環境下において評価し，どのような割合で隠れ端末が存在する場合にも RTS/CTS 制御は DATA 長の長い場合にスループット向上効果を発揮することを述べる．次に，IEEE 802.11 の RTS/CTS 交換失敗時には RTS を傍受した端末が不必要に送信を延期することでスループットが低下することを述べる．また，IEEE 802.11 では DATA 長の増加に伴って必ずしもスループットが向上しないことを明らかにする．その後，RTS 傍受時の送信延期時間を短縮する方式を提案し，これを採用することにより，IEEE 802.11 におけるスループットが向上すること，ならびに MACA と同様に DATA 長の増加に伴ってスループットも向上することの 2 点を明らかにする．

第 4 章では，まず，IEEE 802.11 ではブロードキャストパケットの到達確認ならびに再送制御を行わないことにより隠れ端末の存在環境下でのブロードキャスト受信率が低下することを述べる．そこで，再送によるオーバヘッドを増加させずにブロードキャスト受信率を向上させるために，ブロードキャスト前に隠れ端末の送信を抑制する衝突回避型プロトコルについて検討を行う．その後，隠れ端末の存在位置から各隠れ端末の危険度を算出し，この危険度を最小とするようなエリアに向けて一度の RTS/CTS 交換を行った後にブロードキャストを行う方式を提案する．また，より広範囲の隠れ端末を抑制する方式として 2 段階の RTS/CTS 交換を行うブロードキャストプロトコルについても提案を行い，計算機シミュレーションによって提案方式の有効性を明らかにする．

第 5 章では，まず，隠れ端末の存在環境下において RTS/CTS 制御を使用した場合は，IEEE 802.11 の送信権割当の公平化手法であるバックオフ持ち越し制御が機能しないことについて述べる．そこで，そのような環境下においても端末間の送信機会の公平度を向上させるために，不公平状態にある端末が自律的に自端末の送信機会を増加させる方式を提案する．最後に，計算機シミュレーションにより提案方式の有効性を評価し，提案方式は既存の IEEE 802.11 を採用する端末と混在する環境下においても端末間の送信機会の公平性を向上できる方式であることを明らかにする．

第 6 章は，本論文の結論であり，本研究により得られた成果の総括を行う．

第2章

キャリアセンス型MACプロトコルを用いたアドホックネットワーク

2.1 緒言

本章では，基地局の存在しない環境下におけるワイヤレスデータ通信を実現するアドホックネットワークのMACプロトコルについて述べる．まず，アドホックネットワークで最も広く検討され，コンテンション型のMACプロトコルであるキャリアセンス制御を実装するCSMAについて述べる．次に，CSMAでは隠れ端末の存在によりパケット衝突が起こることから，これを軽減するためのRTS/CTS制御を用いるMACAについて述べる．その後，キャリアセンスならびにRTS/CTS制御をMACプロトコルの要素技術として採用する無線LANの標準規格（IEEE 802.11）について述べ，同規格においても隠れ端末の存在によって通信性能が低下することについて明らかにする．

2.2 キャリアセンス型MACプロトコル

基地局が存在しない環境下において無線でデータ通信を実現するアドホックネットワークでは，ユーザの要求に応じて自由にネットワークの構築やサービス開始をすることが求められる．また，端末のネットワークへの参加・離脱も自由に行えることが求めらることや，端末の移動に対しても柔軟に対応し，通信を実現することが求められる [35]．そのため，アドホックネットワークでは任意の2端末間において直接通信できない場合にも他の端末を経由する中継経路を構築することにより通信を実現するために，中継経路を自律分散的に構築する手法が多く検討されている [10]．さらには，端末の位置を把握することなく各端末が自律分散的に送信を制御するためのMACプロトコルも多く提案されている．

自律分散型MACプロトコルには，送信要求の発生の度に周辺端末と競合の上，送信権を獲得するコンテンション方式（Contention based MAC protocol），音声や動画などのリアルタイム性が要求されるトラフィックに対応するために，リアルタイムトラフィック

に対してのみ端末の要求に応じて一定の時間，送信帯域を割り当てる予約型コンテンション方式（Contention based with reservation MAC protocol），さらには，各端末の送信計画を全て指定した上で送信を開始するスケジューリング方式（Scheduling based MAC protocol）などの方式等が存在する [14].

さて，これらの中で最も広く検討が行われている方式はコンテンション方式である．コンテンション方式の MAC プロトコルは CSMA，MACA が代表的であるが，現在，最も広く普及している無線 LAN 規格である IEEE 802.11 においてもコンテンション方式の MAC プロトコルが採用されている．

以下では，コンテンション方式の基本的なプロトコルであり，キャリアセンス制御を実装する CSMA ならびに，CSMA におけるパケット衝突を軽減する手法として RTS/CTS 制御を初めて提案した MACA のそれぞれの制御方式ならびにスループット特性について述べた後に，キャリアセンス制御，RTS/CTS 制御を要素技術として採用する IEEE 802.11 の制御方式ならびに，同方式をアドホックネットワークに適用した際に通信性能を向上するために解決すべき課題について述べ，本論文の意義を明らかにする．

2.2.1 CSMA における送信制御とスループット特性 [15]

CSMA を提案した文献 [15] で示されている CSMA の送信制御と隠れ端末が存在しない場合のスループット特性を以下に述べる．

まず，ネットワーク内の任意の 2 端末間で直接通信が可能な多数の端末から構成されるネットワークを考える．オファードトラフィック G を，パケット時間長あたりの新しく生起した DATA と送信が行えずに再送信にまわされた DATA の個数の総和とする．これらの DATA の生起は，単位時間あたりに平均 G 回のポアソン分布に従うものとする．

図 2.1 に CSMA のチャネルの使用例を示す．この図において，横軸はパケット長を基準として正規化した時間を表す．ある端末がチャネルが空き状態（Idle）であると判断してパケットの送信を開始した時刻を t とする．a をパケット長を基準として正規化されたパケットの伝搬遅延時間であるとする．時刻 t から $t+a$ の間では，他の端末にキャリアが到着していないことからキャリアセンスを行ってもチャネルは空き状態であると判断されるため，この時間内に送信要求が発生すれば，パケット同士の衝突が起こる．逆に，$t+a$ の時間内にパケットの送信要求が発生しなければ，衝突は起こらずにパケットの送信は成功することになる．

ここで，時刻 t から時刻 $t+a$ の間に送信されたパケットのうち，最後に送信されたパケットの送信開始時刻を $t+Y$ とする．そして，時刻 t から時刻 $t+a$ の間に送信されたパケットの送信は全て時刻 $t+Y+1$ までに終了する．その後，a 時間後にチャネルは空き状態であると判断されるようになる．そして，時刻 $t+a$ から $t+Y+1+a$ までの間はチャネルは使用中（Busy）であると判断される．

平均 Busy 期間を $\bar{B}$，平均 Idle 期間を $\bar{I}$，パケットが衝突なく送信される期間の平均を $\bar{U}$ とする．このときにスループット特性は，

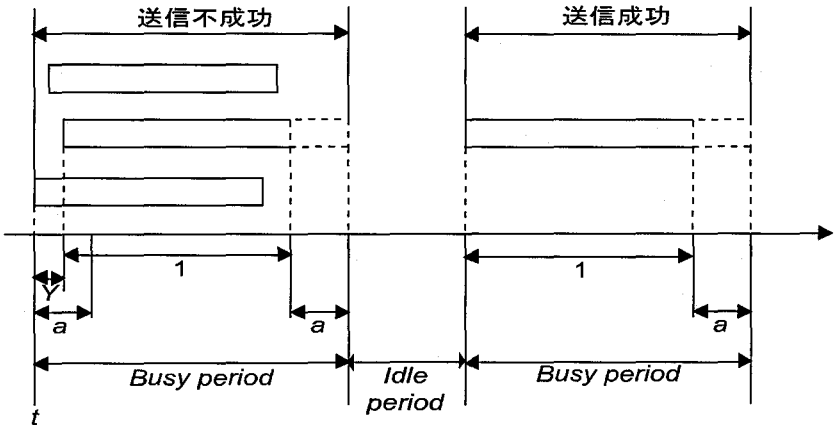


図 2.1　CSMA における送信サイクル

$$S = \frac{\bar{U}}{\bar{B} + \bar{I}} \tag{2.1}$$

と表される．パケットが衝突なく送信される確率とは，Busy 期間内の始め a の期間にパケットが一つも送信されない確率であるので，e^{-aG} となる．したがって，$\bar{U}$ は

$$\bar{U} = e^{-aG} \tag{2.2}$$

となる．Idle 期間の平均値は

$$\bar{I} = \frac{1}{G} \tag{2.3}$$

となり，Busy 期間の平均値は，

$$\bar{B} = 1 + \bar{Y} + a \tag{2.4}$$

となる．ここで，$\bar{Y}$ は Y の平均である．そして，以下に Y の分布関数を求めると，

$$F_Y(y) \equiv \mathrm{P_r}\{Y \leq y\} = \mathrm{P_r}\ \{a - y \text{ の期間に新たなパケットが一つも送信されない}\}$$

$$= \exp\{-G(a-y)\}$$

のようになり，上式の平均を求めると，

$$\bar{Y} = a - \frac{1}{G}(1 - e^{-aG}) \tag{2.5}$$

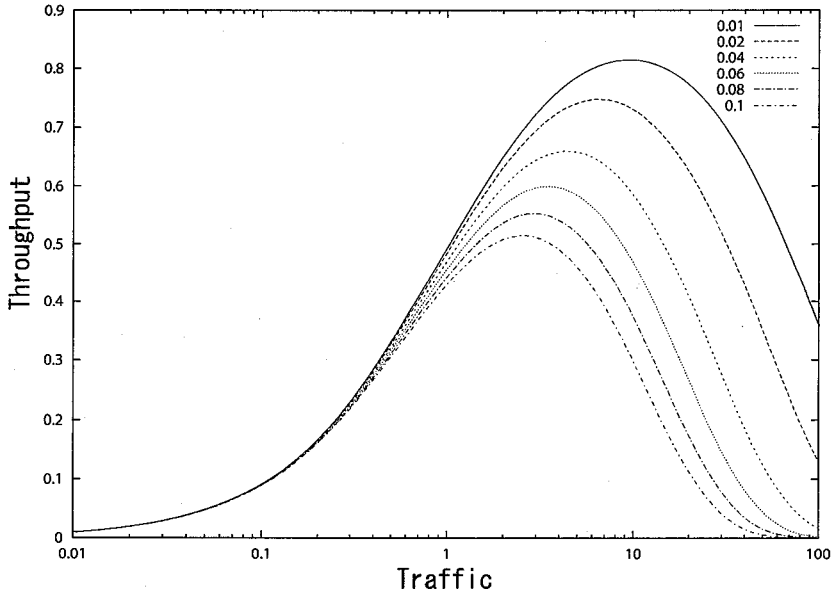


図 2.2 CSMA のスループット特性

となる．式 (2.1) に式 (2.2)，(2.3)，(2.4)，(2.5) を代入することにより，スループット特性は以下のように求められる．

$$S = \frac{Ge^{-aG}}{G(1+2a)+e^{-aG}} \tag{2.6}$$

図 2.2 に CSMA の伝搬遅延時間を変化させた場合のトラフィック-スループット特性を示す．

2.2.2 隠れ端末問題と RTS/CTS 制御ならびに MACA のスループット特性

隠れ端末問題

CSMA では，送信端末は送信前に必ずキャリアセンスを行う．その結果，他の端末のキャリアが検知された場合は，既に他の先行する送信が行われていると判断し，自端末の送信を控える．逆に，他の端末のキャリアが検知されない場合は，どの端末も送信を行っていないと判断し，新たな送信を開始する．

単一の通信チャネルを複数端末によって共有するパケット交換方式の MAC プロトコルでは，受信端末側においてパケットが衝突を起こさないように送信を制御する必要がある．つまり，新たな送信開始時には受信側におけるチャネル状態を判断する必要があるが，CSMA では，送信制御を簡単にするために，送信側におけるチャネル状況のみを参照して送信可否を決定する．そのため，送信端末と受信端末のチャネル状況が異なるネットワークにおいて CSMA を用いるとパケット衝突を引き起こすことが知られており，こ

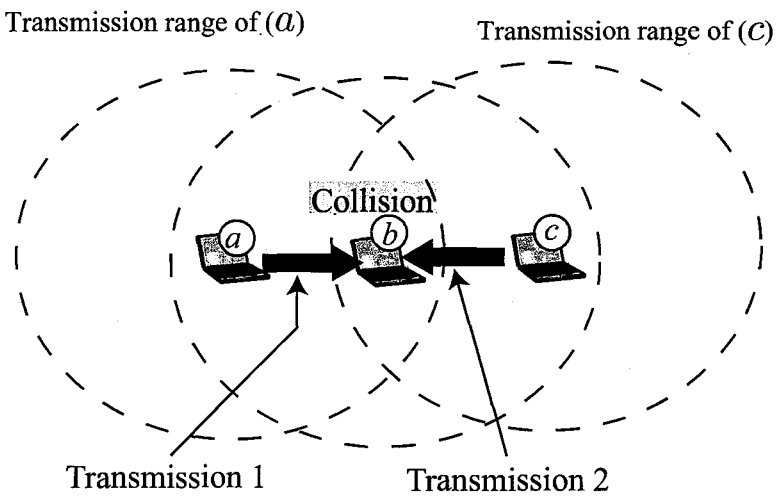


図 2.3　隠れ端末問題

のパケット衝突は隠れ端末問題と呼ばれている [30].

隠れ端末問題によるパケット衝突例を図 2.3 に示す．同図において端末 a は端末 b とのみ，端末 c は端末 b とのみそれぞれキャリアが到達する範囲に位置しているとし，端末 b は端末 a，c のどちらのキャリアも到達する範囲に位置しているとする．このようなネットワークでは，端末 a，c は互いの通信状況をキャリアセンスによって検知できないため，相手端末が送信中にも関わらず，自端末の新たな送信を開始する可能性がある．そのような場合，どちらの送信も端末 b においてパケット衝突を起こし受信に失敗してしまう．このような場合，端末 a，c は互いに隠れ端末の関係にあるという．

RTS/CTS 制御

CSMA における隠れ端末によるパケット衝突を軽減するための方式として RTS/CTS 制御が提案されている．同制御は，文献 [33] の MACA において提案された制御である．

MACA では，データパケットをもつ端末が相手端末に対してこれから送信を行うことを知らせる RTS という短い制御用パケットを送り，相手端末は受信が可能な状態にあればこれに対する返事として CTS という短い制御用パケットを送り返す．これらの RTS と CTS にはデータパケットの長さの情報が含まれているため，これらを漏れ聞いた端末はこのデータパケットの送信を妨害しない十分な時間待機することができる．

図 2.4 を用いて，MACA における RTS/CTS 交換を用いた送信例を説明する．送信要求の生じた端末 a は，受信端末である端末 b を宛先として送信要求を伝える RTS を送信する．RTS を受信した端末 b は，受信可能状態にあればこれを端末 a に伝えるために CTS を返信する．このとき，端末 a の隠れ端末である端末 c は端末 b の CTS を傍受することにより，対応する DATA の送信が終了するまで新たな送信の開始を延期する．以上のように RTS/CTS 交換では，隠れ端末によるパケット衝突を軽減することができる．

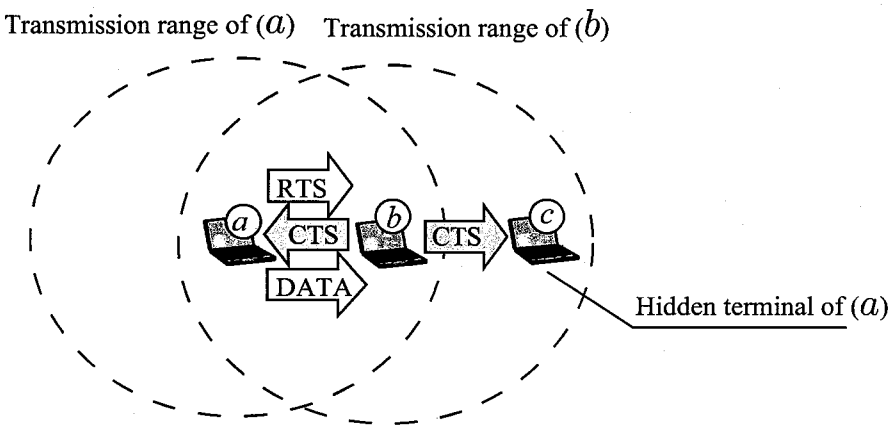


図 2.4 RTS/CTS 制御

表 2.1 MACA の状態推移表

State\Input	RTS	CTS	xRTS	xCTS	Timer Expire
IDLE	Trans:CTS WFData	ignore	QUIET1	QUIET2	—
CONTEND	Trans:CTS WFData	ignore	QUIET1	QUIET2	(random) Trans:RTS WFCTS
WFCTS	ignore	Trans:Data SendData→IDLE	QUIET1	QUIET2	$(2a+x+c)$ IDLE
WFData	ignore	ignore	QUIET1	QUIET2	$(2a+c+1+d)$ IDLE
QUIET1	ignore	ignore	QUIET1	QUIET2	$(a+c)$ IDLE
QUIET2	ignore	ignore	QUIET1	QUIET2	$(a+1+d)$ IDLE

MACA のスループット性能 [36]

MACA のスループット特性について述べる．なお，以下では，前述の CSMA のスループット特性と同じく，ネットワーク中の任意の 2 端末間で直接通信が可能な多数の端末から構成されるネットワークにおけるスループット特性を解析した文献 [36] で報告されている特性について述べる．

■端末の状態推移 各端末は，バス結合された計算機とネットワークノードコントローラ（NNC）から構成される（図 2.5）．計算機内に発生した送信データは，バスを介して NNC 内の送信バッファに貯えられたのちに送信機から送信される．逆に，受信機で受信

されたデータは NNC 内の受信バッファに格納されたのちにバスを介して計算機に送られる．なお，文献 [36] の解析では，理想的な条件下で議論を行うため，端末の送信と受信の切り替え時間は 0 と仮定している．

ある端末に DATA の到着が完了してから，このデータパケットを認識するまでに要する時間を d とする．また，正規化伝搬遅延 a を，最大伝搬遅延時間をパケット時間長で割ったものとする．さらに本節では，パケット時間長 T を単位時間として（すなわち $T = 1$ として）考える．

MACA におけるパケット交換メカニズムを図 2.6 に示す．ある端末に RTS（CTS）が到達してから，その端末がこの RTS（CTS）を認識して CTS（DATA）を送信するまでに要する時間を x（c）とし，この x（c）を RTS（CTS）認識時間と呼ぶ

RTS または CTS がある端末 S に到着した時点から，時間 x 以内にひとつまたは複数の RTS または CTS がこの端末 S に到達した場合，これらのどのパケットも端末 S によって認識されないとし，この状況を “衝突” と呼ぶ．端末 S において衝突が解消されて再びパケットを認識できるのは，簡単のため，端末 S に最後にパケットが到着した時刻から時間 x 後であるとする．

表 2.1 に MACA における端末の状態推移表を示す．

IDLE	NNC の送信バッファも受信バッファも空になっている状態
CONTEND	送信バッファに送信要求が格納されているが，かつ送信中でない状態
WFCTS	CTS を待機している状態
WFData	DATA の受信を待機している状態
QUIET1	他端末への RTS（xRTS と表現する）を漏れ聞いたときに入る状態 xRTS を受信した端末から送信される CTS を妨げないのに十分な時間待機する
QUIET2	他端末への CTS（xCTS と表現する）を漏れ聞いたときに入る状態 xCTS を受信した端末から送信される DATA を妨げないのに十分な時間待機する．

ある端末の状態が IDLE であるときに自端末宛ての RTS を認識すると，CTS を送信し（Trans:CTS）その直後に WFData へ状態を推移する．xRTS を認識した場合は，その送信端末宛てに返信される CTS を妨害しないために QUIET1 に推移する．xCTS を認識した場合は，その送信端末宛に送信される DATA を妨害しないために QUIET2 に推移する．

計算機内に送信要求が発生すると，これを NNC の送信バッファに送り，端末は CONTEND 状態になる．同時に NNC 内のタイマにランダムな値を設定（Timer Expire 列における (random)）するとともに，ただちにこの値の減算を開始し，タイマの値が 0

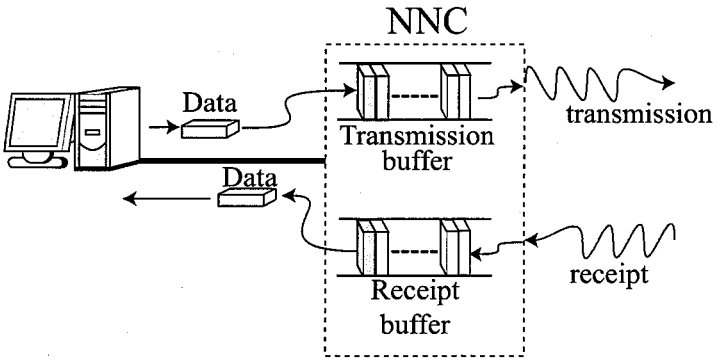


図 2.5　端末の構成

になった時点で RTS を目的の端末へ送信する（Trans:RTS）．表中にあるように，この CONTEND 状態での動作は IDLE と同様である．

端末の状態が WFCTS にあるときに目的の端末からの CTS の返信を認識すると，DATA の送信を開始する（Trans:Data）．表中の SendData は，DATA を送信中であることを表すために，便宜上設けた状態であり，DATA の送信が終えるとただちに IDLE に推移する．WFCTS 状態になってから $2a+x+c$ 時間経過しても CTS が認識されないときは，この CTS が衝突などの原因によって失われたと判断し，IDLE に推移する．

端末 A が状態 WFData にあるときに，DATA が NNC 内の受信バッファに正しく格納され，さらにこれが計算機に転送されたとする．端末 A はこの一連の動作を完了するのに十分な時間 $2a+c+1+d$ の後に IDLE に推移する．MACA では，DATA が正しく受信できたか否かを通知する ACK パケットを相手端末に送信しない．したがって，なんらかの原因で時間 $2a+c+1+d$ 内に正しい DATA が受信できない場合でも，この時間経過後に IDLE に推移する必要がある．このように，WFData から IDLE への状態推移は，DATA の受信が成否に関わらず行われるので，DATA を入力として考える必要はない．

状態 QUIET1 および QUIET2 は表にあるように，タイマの初期値が異なる．QUIET1 の場合は，xRTS を出した端末が CTS を受信するのを妨げない時間，すなわち $a+c$ 時間待機したのちに IDLE へ推移する．QUIET2 の場合は，xCTS を出した端末がデータパケットを受信するのを妨げない時間，すなわち $a+1+d$ 時間待機したのちに IDLE へ推移する．これらの待機している間に他端末への RTS もしくは CTS がさらに認識された場合はその時点から新たに QUIET1，QUIET2 にそれぞれ推移する．

MACA のスループット特性 [36]

任意の 2 端末間で直接通信が可能な無限個の端末から構成されるネットワークを考える．オファードトラフィック G を，パケット時間長あたりの新しく生起した DATA と送信が行えずに再送信にまわされた DATA の個数の和とする．これらの DATA の生起は，単位時間あたりに平均 G 回のポアソン分布に従うものとする．

以上の条件下において，文献 [36] では，MACA のスループット特性の上限ならびに下

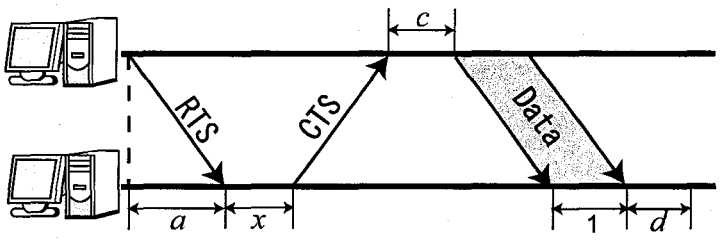


図 2.6 MACA におけるパケット交換メカニズム

限を伝搬遅延時間 a と RTS 認識時間 x の関係がそれぞれ，$a > x$，$a \leq x$ である場合において，解析的に以下のように導出している．

■$a > x$ の場合の MACA のスループット特性 $a > x$ の場合の MACA のスループット特性の上限（$S^U_{a>x}$）ならびに，下限（$S^L_{a>x}$）はそれぞれ以下となる．

$$S^U_{a>x} = \frac{e^{-Gx}(1-e^{-G(a-x)})e^{-Gx} + e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1min} + \bar{B}_2 + \bar{B}_3 + \bar{B}_{4min} + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}} \tag{2.7}$$

$$S^L_{a>x} = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1max} + \bar{B}_2 + \bar{B}_3 + \bar{B}_{4max} + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}} \tag{2.8}$$

と書ける．なお，上式における，$\bar{B}_{1min}, \bar{B}_{1max}, \bar{B}_2, \bar{B}_3, \bar{B}_{4min}, \bar{B}_{4max}, \bar{B}_5$ はそれぞれ以下となる．

$$\bar{B}_{1min} = x(1-e^{-Gx}) \tag{2.9}$$

$$\begin{aligned}\bar{B}_{1max} = \lim_{n\to\infty} &\{(\bar{Y}_x + R)(1-e^{-Gx})e^{-G(\bar{Y}_x+R-x)} \\ &+ \sum_{i=2}^{n-1}\{\bar{Y}_x + (i-1)\bar{Y}_R + R\}(1-e^{-Gx}) \\ &\quad (1-e^{-G(\bar{Y}_x+R-x)})(1-e^{-G\bar{Y}_R})^{i-2}e^{-G\bar{Y}_R} \\ &+ \{\bar{Y}_x + (n-1)\bar{Y}_R + R\}(1-e^{-Gx}) \\ &\quad (1-e^{-G(\bar{Y}_x+R-x)})(1-e^{-G\bar{Y}_R})^{n-2}\}\end{aligned} \tag{2.10}$$

$$\bar{B}_2 = (3a+x+c+1+d)e^{-Gx}(1-e^{-G(a-x)})e^{-Gx} \tag{2.11}$$

$$\bar{B}_3 = (2a+x+c)e^{-Ga}(1-e^{-Gx}) \tag{2.12}$$

$$\bar{B}_{4min} = (2a+x+c)e^{-Gx}(1-e^{-G(a-x)})(1-e^{-Gx}) \tag{2.13}$$

$$\bar{B}_{4max} = (3a+2x+c)e^{-Gx}(1-e^{-G(a-x)})(1-e^{-Gx}) \tag{2.14}$$

$$\bar{B}_5 = (3a+x+c+d+1)e^{-G(a+x)} \tag{2.15}$$

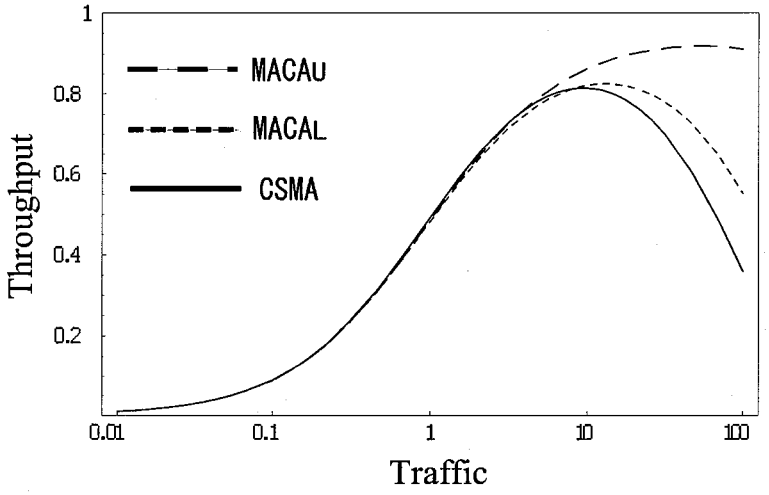


図 2.7 CSMA，MACA のスループット特性（$a = 0.01, x = 0.005$）

さらに，上の式 (2.10) 中の $\bar{Y}_x$ 及び $\bar{Y}_R$ はそれぞれ以下となる．

$$\bar{Y}_x = x - \frac{1}{G}(1 - e^{-Gx}) \tag{2.16}$$

$$\bar{Y}_R = R - \frac{1}{G}(1 - e^{-GR}) \tag{2.17}$$

■$a \leq x$ の場合の MACA のスループット特性 $a \leq x$ の場合の MACA のスループット特性の上限（$S^U_{a \leq x}$）ならびに，下限（$S^L_{a \leq x}$）はそれぞれ以下となる．

$$S^U_{a \leq x} = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1min} + \bar{B}_6 + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}} \tag{2.18}$$

$$S^L_{a \leq x} = \frac{e^{-G(a+x)}}{(\bar{B}_{1max} + \bar{B}_6 + \bar{B}_5) + \frac{1}{G}} \tag{2.19}$$

なお，上式における $\bar{B}_6$ は以下となる．

$$\bar{B}_6 = (2a + x + c)e^{-Gx}(1 - e^{-Ga}) \tag{2.20}$$

MACA と CSMA とのスループット比較 [36]

前述の CSMA と MACA のスループットの比較について述べる．

正規化伝搬遅延時間 a，RTS 認識時間 x をそれぞれ（$a = 0.01, x = 0.005$），（$a = 0.1, x = 0.05$）とした 2 組について CSMA および MACA のスループット特性を求めた結果を図 2.7 と図 2.8 に示す．これらのグラフ中において，CSMA, MACA_L, 及び MACA_U はそれぞれ CSMA, MACA の下限，MACA の上限のスループットを表す．

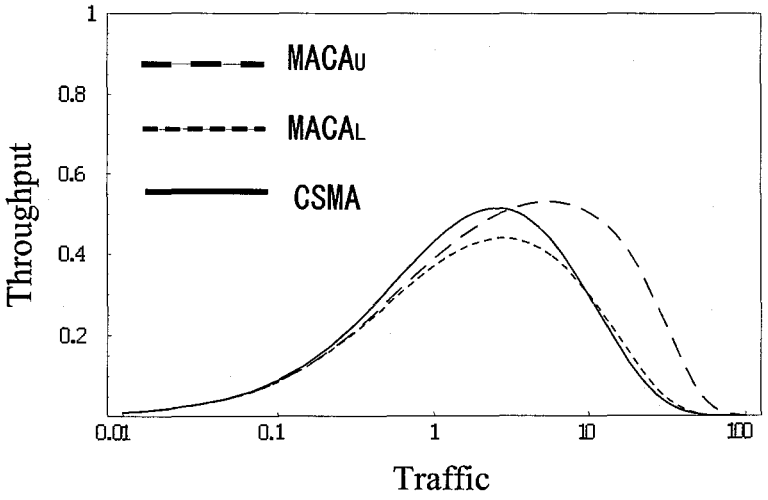


図 2.8　CSMA，MACA のスループット特性（$a = 0.1, x = 0.05$）

図 2.7 と図 2.8 の二つの図に注目する．これらの伝搬遅延時間と RTS 認識時間の相対的な大きさは同じ（$a : x = 2 : 1$）であることから，両図はデータパケットの相対的な大きさが変化したものといえる（図 2.7 の方がデータパケットが大きい）．図 2.8 より，低トラフィックでは MACA は CSMA と比べてスループット性能は低いが，図 2.7 では，MACA は CSMA よりも全体的にほぼ上位のスループット性能となる．

以上より，MACA は比較的大きなデータパケットを送信する場合に効果があることが確認できる．

2.3　IEEE 802.11

IEEE 802.11 は IEEE（Institute of Electrical and Electronics Engineers）によって規定されている無線 LAN の標準規格である．IEEE 802.11 系無線 LAN 規格は現在，最も広く普及している規格である．そのため，同規格に準拠する無線 LAN インタフェースを用いることを前提にしたアドホックネットワークの構築に関する検討が数多くなされている．

2.3.1　IEEE 802.11 における送信制御方式 [2]

MAC 副層

IEEE 802.11 [2] において，パケットの送信制御プロトコルは MAC 副層に実装されている．図 2.9 に示すように，MAC 副層は Distributed Coordinatin Function（DCF）と Point Coordination Function（PCF）の 2 階層で構成されている．DCF は，送信制御の基本プロトコルとして規定されており，IEEE 802.11 における全ての送信は DCF の規定に従って送信が行なわれる．AP などの集中制御を行なう基地局が存在しない場合，DCF

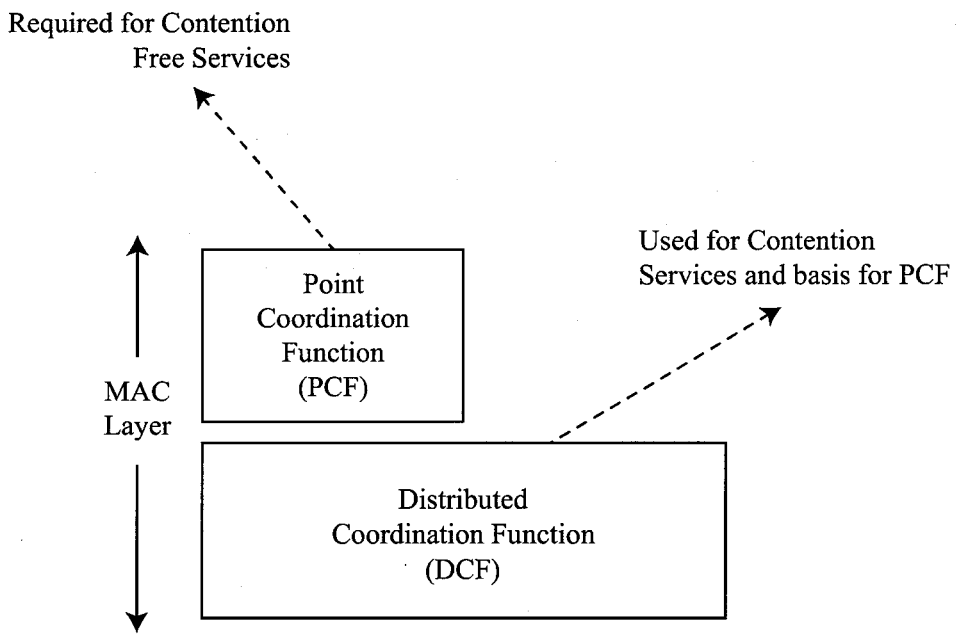


図 2.9 IEEE 802.11 での MAC 層の構成

のみに従って自律分散的な送信制御（Contention Service）が行なわれる．これに対し，PCF は DCF を基本とした集中制御（Contention Free Service）を提供するために規定される．PCF では，AP がサービスエリア内の端末の送信をポーリングにより制御する．本論文では，AP の存在しないアドホックネットワークの性能向上について議論するため，以下では DCF について詳述する．

DCF

DCF は，AP などの送信を集中制御する局が存在しない場合にも，自律分散的に同一チャネルを複数端末間で共有できる手法として規定されている．DCF は，後述する CSMA/CA とランダムバックオフを基本制御プロトコルとして規定することで自律分散制御を実現し，これに加えて，MAC レベルのパケットロスを軽減するための（positive）Acknowledgement 制御が規定されている．また，通信範囲外に端末が存在する場合など，CSMA/CA によるキャリアセンス制御が機能しない状況下で発生する隠れ端末によるパケットロスを軽減するために，RTS/CTS 制御も DCF にオプション規定されている．

CSMA/CA

DCF において送信要求が生じた場合は，まずキャリアセンスにより，現在のチャネルの使用状況について調査する．キャリアセンスの結果，DIFS（DCF Inter Frame Space）時間の間連続してチャネルがアイドルである場合は，直ちに送信を開始するが，チャネルがビジーである場合はバックオフタイマをランダムに決定する．その後，チャネルがアイドルとなり，DIFS 時間経過した後に，バックオフタイマの減算を開始する．その後，値

が 0 になるまで送信を延期した後に送信を試みる．このとき，タイマ減算中に新たな送信をキャリアセンスにより検知した場合には，タイマ減算を中断し，再度，チャネルがアイドルになるまで待機する．その後，チャネルがアイドルになると再度，中断したタイマの減算を再開する．このようにバックオフタイマの持ち越しを行うことで，バックオフ中に他の端末に送信が先行された場合にも，その他の端末の送信順番の入れ替わりを生じることなく，各端末に均等なチャネルアクセスを提供することができる．

ランダムバックオフタイマ

DCF では，キャリアセンスの結果，チャネルがビジーであると検知した場合はバックオフタイマを生成することにより，送信延期処理を実行する．このとき，バックオフタイマは，一様乱数を用いて生成されるため，送信延期処理はランダムバックオフと呼ばれる．

バックオフタイマの生成式を以下に示す．

$$BackoffTime = Random() \times SlotTime \tag{2.21}$$

式 (2.21) において，$Random()$ は，$[0, CW]$ の区間から，一様乱数に従って整数を 1 つ生成する関数である．

CW は，Contention Window と呼ばれ，乱数生成範囲の上限を決定する変数であり，$CWmin \leq CW \leq CWmax$ の値をとる．CW は，新たなパケット送信を試みる場合に，初期値である $CWmin$ に設定されるが，キャリアセンスなどにより，送信を延期するたびに増加される．式 (2.22) に，再送回数が n 回である場合の CW の計算式を示す（式中，関数 $\min(a, b)$ とは引数 a, b のうち，小さい方の値を返す関数とする）．

$$CW = \min((CWmin + 1) \times 2^n - 1, CWmax) \tag{2.22}$$

式 (2.21)，(2.22) から分かるように，DCF におけるバックオフアルゴリズムは，そのバックオフ時間の最大値がパケットの再送回数 n に対して 2^n に比例して増加することから，exponential backoff とも呼ばれる．図 2.10 に，$CWmin = 31, CWmax = 1023$ である場合の CW の増加例を示す．

DCF における基本送信制御

DCF の基本となる送信制御方式を図 2.11 に示す．同方式では，physical carrier sense（以下，キャリアセンス）によりパケット衝突を回避する．まず，送信要求の生じた端末はキャリアセンスにより，通信範囲内の端末が送信を行っているかどうかを調査する．キャリアセンスの結果，どの端末も送信中でないことがわかると，DIFS（DCF Inter Frame Space）時間待機した後に DATA パケットの送信を開始する（Terminal A）．また，送信先の端末において，正しく DATA パケットが受信された場合，SIFS（Short Inter Frame Space）時間待機した後に ACK（Acknowledgement）パケットを送信する（Terminal

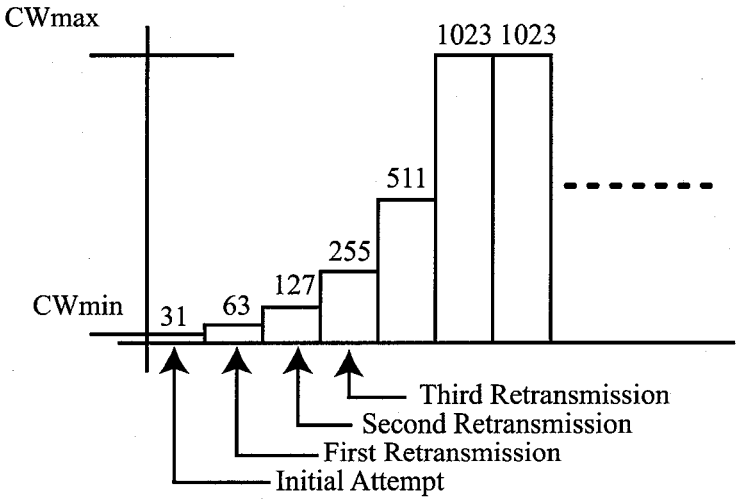


図 2.10 Random backoff time

B)．DATA パケットを送信した端末は一定時間待機し，ACK パケットが送り返されるのを待つ．ACK パケットが一定時間内に送り返された場合は，無事に送信が終了したと判断し一連の送信動作を完了する．逆に，時間内に ACK パケットが送り返されない場合には DATA パケットの送信に失敗したと判断し，再度送信を試みる．再送回数の上限は Short Retry Limit と呼ばれる値により規定されており，再送回数がその値に達した場合，それ以上の再送は行われずパケットが破棄される．こうして，一連の送信動作が終了した後，全ての端末は DIFS 時間待機した後に必要に応じて新たな送信動作を行う．

一方，送信要求が生じた場合でもキャリアセンスによってその他の端末が既に送信を行っていると判断した場合には送信を一定時間延期する（Terminal C）．その場合，現在行われている送信が終了した後にバックオフカウンタと呼ばれるタイマを生成し，タイマの減算を開始する．このとき，タイマが 0 になるまでその端末の送信は禁止される．

各パケットの送信前には IFS（Inter Frame Space）と呼ばれる待機時間を必ず設定するよう規定されており，DATA パケットの場合は DIFS，ACK パケットの場合は SIFS といったようにそれぞれ異なる IFS が設定される．これは，送信するパケットの種類に応じた優先制御を行うためである（SIFS は DIFS よりも短いために，ACK パケットの送信は DATA パケットの送信よりも高い優先順位が与えられることになる）．

RTS/CTS 交換を使用した DCF の送信制御方式

DCF の基本送信制御方式では，各端末は通信範囲外の端末の送信状況を調査することはできない．そのため，隠れ端末存在時にはパケット衝突が発生する．そのため，DCF では基本送信制御方式と併用することのできるオプションとして，RTS/CTS 制御をオプション規定している．

RTS/CTS 交換はキャリアセンスが機能しない端末の送信状況を RTS，CTS を傍受することによって間接的に把握することができることから，DCF において RTS/CTS 交換

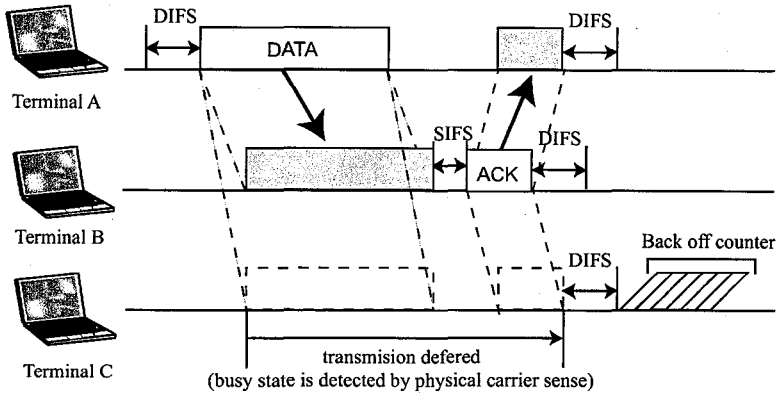


図 2.11　DCF における基本送信制御方式

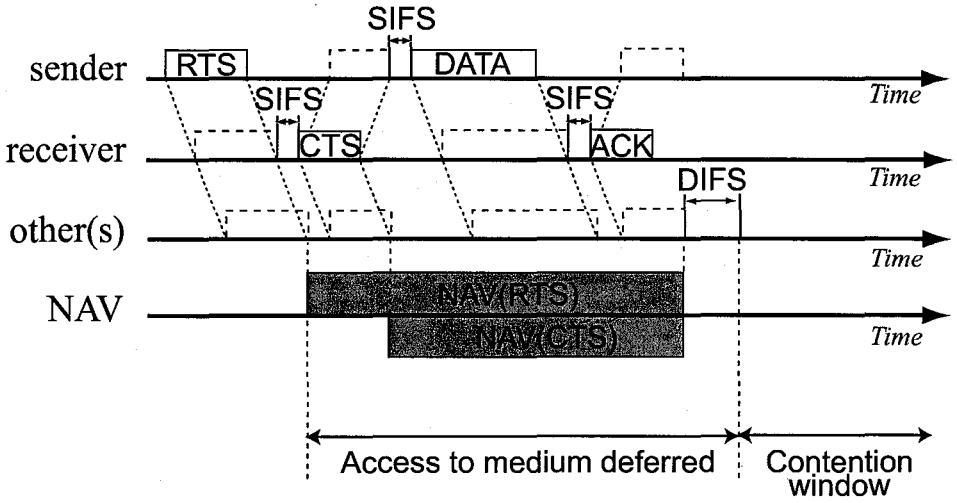


図 2.12　RTS/CTS 交換を使用した DCF の送信制御方式

は virtual carrier sense と呼ばれる．

DCF に実装された RTS/CTS 交換の送信制御方式を図 2.12 に示す．送信要求の生じた端末（sender）は，キャリアセンスでその他の送信が行われていないことを確認後，DIFS 時間待機し宛先端末（receiver）に RTS を送信する．RTS を受信した宛先端末は，これから DATA パケットを受信可能な状態にあれば，CTS を送信端末に送り返す．

さて，DCF では RTS と CTS の duration と呼ばれるフィールドに ACK パケットの受信終了予定時刻が記録されている．そのため，送受信端末以外の端末（other）が RTS あるいは CTS を受け取った場合は，duration フィールドに記録されている時刻まで NAV（Network Allocation Vector）と呼ばれる送信延期タイマを設定する．図中の NAV(RTS) と NAV(CTS) は，それぞれ RTS，CTS を受信することにより設定される NAV の長さを示している．

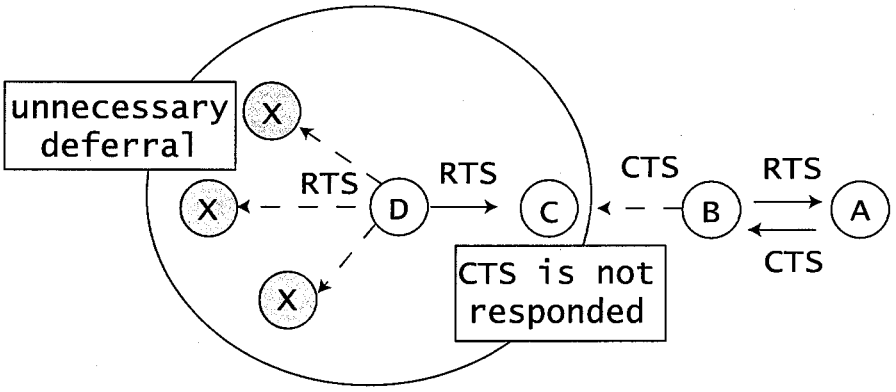


図 2.13　RTS/CTS 交換が引き起こす不必要な送信延期問題

2.3.2　IEEE 802.11 を用いたアドホックネットワークの隠れ端末対策の課題

既存の通信インフラの存在しない環境下においてエンド端末間の通信を実現するための無線アドホックネットワークを CSMA/CA を基本送信制御方式とする IEEE 802.11 を用いて構築する場合は，キャリアセンスのみでパケット衝突を回避できない隠れ端末の影響を軽減することが必要である．

以下では，IEEE 802.11 において隠れ端末の存在に起因して発生する通信性能が低下する三つの問題点について述べる．

RTS/CTS 交換に起因する不必要な送信延期問題

図 2.12 に示したように，IEEE 802.11 では RTS を傍受した端末は RTS のヘッダに記載される duration に従って，一定時間新たな送信の開始を延期する．duration には RTS に対応する DATA ならびに ACK の返信終了予定時刻が記載されている．そのため，RTS が送信された場合でも，対応する CTS が返信されない場合は，RTS を傍受した端末は不必要に送信が抑制されることとなる．この状態を不必要な送信延期問題と呼び，図 2.13 を用いて詳しく説明する．

まず，端末 A が端末 B と既に RTS/CTS 交換を用いた送信を行っているものとする．端末 C は端末 B からの CTS を傍受しているため，端末 A，B 間の送信終了時刻まで送信を延期している．このとき，端末 D に端末 C への新たな送信要求が生じた場合は RTS を端末 C に送信することとなるが，端末 C は送信延期中のために CTS は返信されない．そのため，端末 D が新たな送信を開始することはない．しかしながら，端末 D が送信した RTS は端末 X に傍受されることにより，端末 X は不必要に送信を延期してしまい，結果としてスループットが低下する．

ブロードキャスト時における受信成功率低下問題

IEEE 802.11 では，ユニキャスト時は DATA を正常に受信した端末は ACK を返信する．そのため，送信端末は一定時間経過後も ACK が返信されない場合には DATA を再送することにより DATA 到達の信頼性を向上することができる．

しかしながら，ブロードキャストは複数の端末が受信端末となるため，ACK 同士の衝突を避けるために，受信端末は ACK を返信しない．そのため，隠れ端末が多く存在する状況下でパケット衝突が発生した場合，ブロードキャストパケットは再送されず，その受信成功率が著しく低下する．

端末間の送信機会不公平問題

IEEE 802.11 では，各端末における次回の送信開始タイミングはランダムバックオフによって決定される．また，バックオフ中にその他の端末の新たな送信が開始されると，キャリアセンスによって送信を検知した端末は現在のバックオフタイマの減算を中断する．その後，再びチャネルがアイドルとなった際に先に中断したバックオフタイマの減算を再開する．このようにバックオフタイマの持ち越し制御を行うことで，端末間の送信順番の入れ替わりを防ぐことができる．そのため，隠れ端末が存在しない場合，各端末は均等にチャネルへのアクセス権が割り当てられることになる．

ここで，隠れ端末の存在環境下において RTS/CTS 制御を使用した場合の送信例を図 2.14 に示す．隠れ端末の存在環境下において使用される RTS/CTS 制御においても，バックオフ持ち越しが規定されている．図 2.14 において受信端末からの RTS あるいは，CTS を傍受した隠れ端末は自端末に NAV(RTS)，NAV(CTS) を設定すると供に，バックオフタイマの減算を中断し次回のチャネルアイドル時間まで残りのタイマを持ち越すことができる．しかしながら，隠れ端末と隣接する端末であり，かつ，RTS あるいは CTS を傍受できない端末は新たな送信が開始されたことを検知できず，バックオフタイマの持越しが行われない．

そのため，そのような端末は送信延期中の端末に対して新たな送信を開始してしまう可能性がある．そのような送信は相手端末において無視されるため，送信を行った端末はパケット衝突が発生したと判断し，衝突に伴うバックオフ時間の増加処理が行われる．したがって，このような場合には送信順番の入れ替わりが発生してしまう．

当然ながら，この送信順番の入れ替わりは隣接する端末間での発生トラフィックの偏りが存在する場合，もしくは，発生トラフィックが同等であっても隣接端末数の偏りが存在する場合に頻繁に発生することになるが，そのような状況下では端末間の送信機会に不公平が生じる．

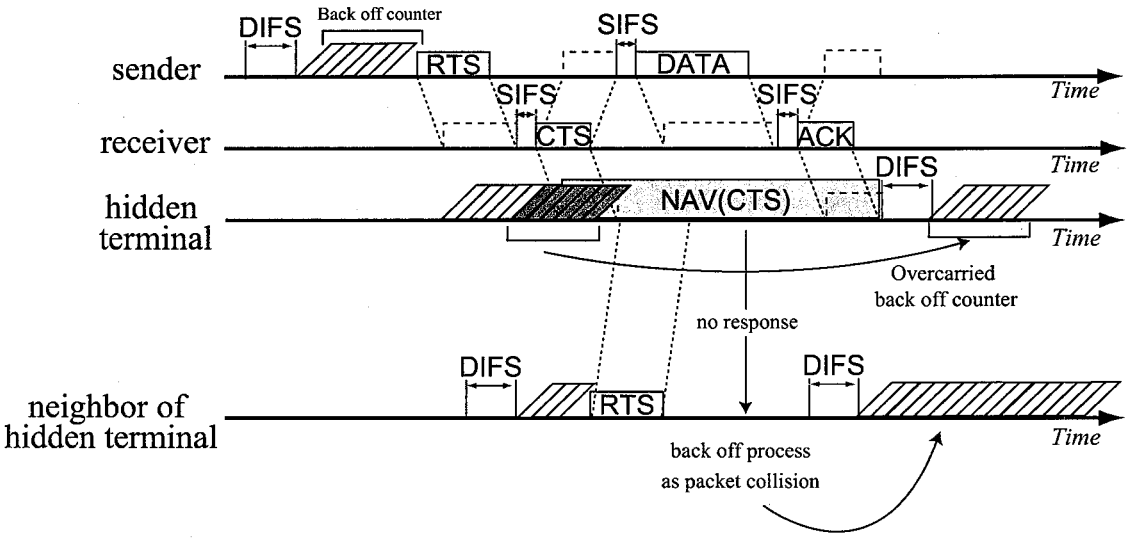


図 2.14　RTS/CTS 使用時にバックオフタイマの持ち越しが機能しない状況

2.4 結言

本章では，アドホックネットワークを実現するための MAC プロトコルとして広く検討される代表的なコンテンション型プロトコル，CSMA を取り上げ，キャリアセンスを用いた送信制御方式では，隠れ端末の存在がスループットを低下させることを示した．また，隠れ端末の送信を抑制する RTS/CTS 制御について，MACA の制御方式を示した．

次に，キャリアセンスならびに RTS/CTS 制御を MAC プロトコルの要素技術として採用する無線 LAN の標準規格（IEEE 802.11）の制御方式を述べると供に，IEEE 802.11 を適用するアドホックネットワークを高度化するために解決すべき問題点として，隠れ端末の存在に起因する不必要な送信延期問題，ブロードキャスト受信率の低下問題，端末間の送信機会不公平問題の 3 点を明らかにした．

第3章

隠れ端末の存在環境下におけるユニキャスト性能向上方式

関連論文 [37–46]

3.1 緒言

本章では，キャリアセンス型 MAC プロトコルを採用する IEEE 802.11 における隠れ端末存在時のユニキャストスループットの向上方式を提案する．IEEE 802.11 は MAC プロトコルとして CSMA/CA を，隠れ端末対策として RTS/CTS 制御をそれぞれ実装している．IEEE 802.11 に実装される CSMA/CA ならびに RTS/CTS 制御は，CSMA, MACA をそれぞれ原型とした制御手法である．

本章では，まず，CSMA，MACA 両プロトコルのスループット特性を比較し，RTS/CTS 制御は本来，長い DATA 長を送信する場合により高いスループットが得られるものの，IEEE 802.11 では，RTS 傍受時の送信延期時間が長く設定されているため，DATA 長を増加してもあまりスループットが向上しないことを明らかにする．この問題を解決するため，RTS 傍受時の送信延期時間を短く設定する手法を提案し，計算機シミュレーションにより，同手法を用いることで，IEEE 802.11 においても RTS/CTS 制御が本来持つ DATA 長の増加に伴うスループット向上効果が得られることを明らかにする．

3.2 隠れ端末の存在割合と CSMA と MACA のスループット特性の関係

まず本節では，IEEE 802.11 の MAC プロトコルの要素技術となっている CSMA と MACA のスループット特性を比較する．

2 章で述べた隠れ端末対策 RTS/CTS 制御は，DATA 長が長い場合に使用することで

高いスループット向上の効果を発揮する方式である．このことは，RTS/CTS 制御を提案した MACA の隠れ端末なしの環境下におけるスループット特性を解析した文献 [36] における CSMA との比較評価からも確認できる．

しかしながら，同文献における性能評価は隠れ端末が存在しない環境下における評価であり，隠れ端末存在下における評価ではない．そこで，本節では，DATA 長が長い場合にスループット性能向上効果が得られるとする RTS/CTS 制御のスループット特性が隠れ端末の存在環境下においても同様の特性となることを確認する．

なお，本節では，隠れ端末の影響のみを純粋に評価するために，平行送信可能な端末を含まない，すなわち，任意の端末に対し，その他の端末が必ず隣接端末か隠れ端末のどちらかとなるような評価用ネットワークを生成するアルゴリズムを提案する．次に，同アルゴリズムを用いた CSMA と MACA の隠れ端末に対するそれぞれの耐性を計算機シミュレーションにより評価する．

また，任意の地点からパケットが送信された場合，このパケットを受信することが可能な範囲であるパケット受信範囲とこのパケットの送信をキャリアセンスにより検知可能な範囲であるキャリアセンスレンジを比較すると，一般的にキャリアセンスレンジが広く設定されることが多い [47]．しかしながら，以降，本論文では隠れ端末の影響を軽減することを目的とするため，隠れ端末によるパケット衝突が発生しやすい条件として，文献 [34] と同じくパケット受信範囲とキャリアセンスレンジが等しく設定された場合の評価を行う．

3.2.1 隠れ端末の影響を調査するための評価用ネットワーク

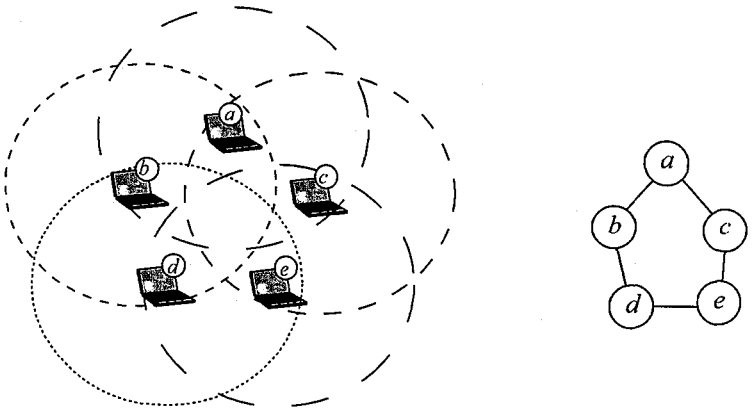
無線ネットワークの表現

無線ネットワークを文献 [30] で定義される hearing graph と同様の手法で表現する．まず，ネットワーク中の各端末をグラフ $G = (V, E)$ のノードに対応させる（ここで V はノードの集合，E はエッジの集合である）．次に，任意の 2 つの端末間で双方向に通信が可能であるとき，かつそのときに限りこれらに対応するノード u，v 間にエッジを引く．上記の手法を用いた場合の無線ネットワーク表現の例を図 3.1 に示す．同図（a）において，破線で示される通信範囲を持つ 5 端末から構成される無線ネットワークは，同図（b）に示されるグラフで表現される．

隠れ端末問題

隠れ端末問題によるパケット衝突の例とそのグラフ表現を図 3.2 に示す．このネットワークでは，端末 a が端末 b に送信（Transmission 1）を行ったとしても，端末 c はこれをキャリアセンスで知ることはできない．そのため，端末 c は端末 b に新たな送信（Transmission 2）を開始してしまう可能性がある．その場合，端末 b 上で 2 つの送信パケットは衝突し，結果としてどちらの送信も失敗する．このとき，端末 a（b）は端末 b（a）の隠れ端末であるという．

以上のことから，隠れ端末を次のように定義する．



(a) Wireless Network　　(b) Correspondent Graph

図 3.1　グラフを用いた無線ネットワーク表現

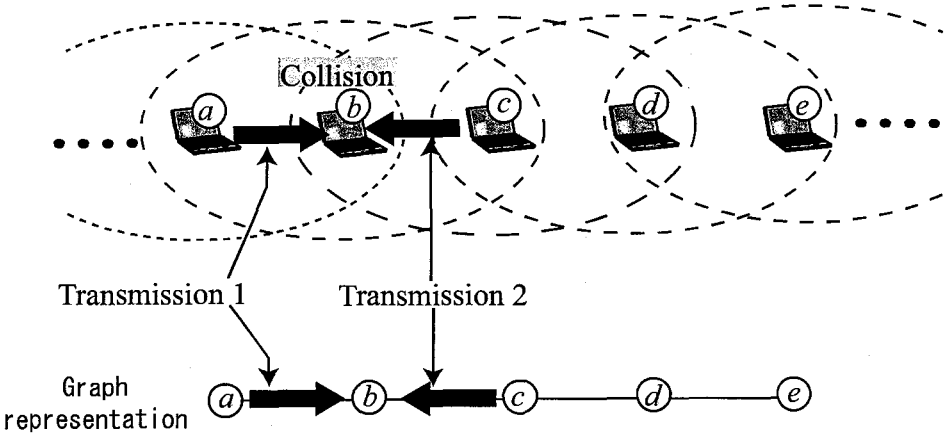


図 3.2　隠れ端末問題

定義 1. グラフ $G = (V, E)$ 中の 2 つのノード x_1，x_2 間に次の条件が成り立つとき，ノード x_1 はノード x_2 の隠れ端末であるという．

(*i*) x_1 と x_2 は 2 ホップ離れている．

(*ii*) ノード x_1 とノード x_2 の両方に隣接しているあるノード y に対して，ノード x_1 がデータを送信している．

評価用ネットワーク生成アルゴリズム

以下は，グラフ中の任意のノード v に対して，その他のすべてのノードが隣接ノードか，隠れ端末のどちらかであるようなグラフ $G=(V,E)$ を生成するアルゴリズムである．アルゴリズム中，$H(h)$ は h $(1 \leq h \leq |S|)$[*1]個の要素を持つ集合 S の部分集合とする．

[アルゴリズム 1]
入力：ノードの集合 V．ただし，$n=|V|$ としたとき，ある 2 以上の 2 以上の整数 p に対して，$n=p\cdot(h+1)$ となるような自然数 h が存在．
出力：任意のノード $v \in V$ に対し，h 個のノードが v の隠れ端末であり，残りの $n-h-1$ 個のノードがすべて v の隣接ノードであるような n ノードから構成されるグラフ $G=(V,E)$．

```
begin
  E = ∅;
  while |V| ≥ 2(1 + h) do
    begin
      v ∈ V;
      H(h) ⊆ (V − {v});
      for each x ∈ (V − H(h) − {v}) do
        begin
          E = E ∪ {(v, x)};
          for each u ∈ H(h) do
            E = E ∪ {(u, x)}
        end;
      V = V − {v} − H(h)
    end
end
```

$h=2, n=6$ とし，アルゴリズムを用いて生成したグラフの例を図 3.3 に示す．
以下の定理はこのアルゴリズムの正当性を証明している．

定理 1. $n=p\cdot(h+1)$ $(p \geq 2)$ を満たす整数 n と h が与えられたとき，アルゴリズムは次のような n 個のノードから構成されるグラフ $G=(V,E)$ を生成する：任意のノード $v \in V$ に対して，隠れ端末の個数は h であり，その他のすべてのノード，つまり $n-h-1$ 個のノードは，v に隣接している．

[*1] 任意の集合 A に対し，$|A|$ は集合 A の要素数をあらわす．

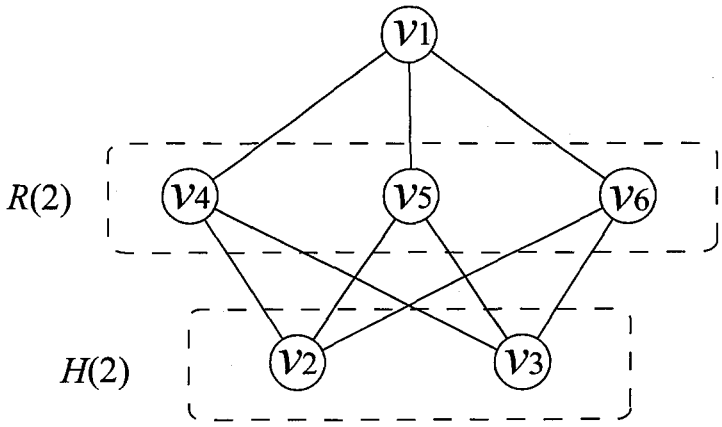


図 3.3 アルゴリズムによって生成されるグラフの例 ($n = 6, h = 2$)

(証明) 整数 p に対する帰納法により定理 1 を証明する.

$p = 2$ の場合: この場合はアルゴリズム中の **while** ループは一度のみ実行されることに相当する. 集合 V から任意にノード v を選択し, 以下のように集合 $H(h)$ を構成する. $H(h) = \{u_1, u_2, ..., u_h\} \subseteq (V - \{v\})$.
さらに, 集合 $R(h)$ を以下のように構成する. $R(h) = V - H(h) - \{v\}$.
ここで, $|H(h)| = h$ であるので, $|R(h)| = n - h - 1 = 2(h+1) - h - 1 = h + 1$ となる.
以下では, 集合 $\{v\} \cup H(h) \cup R(h)(= V)$ に属するすべてのノード x に対し, x から 2 ホップ先のノードが h 個存在すること, 及び, x の隣接ノードが $n - h - 1 = h + 1$ 個存在することを示す.

(1) ノード v に対して以下が成り立つことは, アルゴリズムの作り方より明らかである.
- $H(h)$ のすべてのノードは, $R(h)$ のどのノードを経由しても, ノード u_i より 2 ホップで到達することができる. また,
- $R(h)$ のノードはすべて, ノード v の隣接ノードである.

(2) 集合 $H(h)$ の任意のノード $u_i (1 \leq i \leq h)$ に対し,
- ノード v はノード u_i から 2 ホップ離れていることは明らかであり,
- $j \neq i$ であるようなノード $u_j \in H(h)$ (つまり, ノード u_j は $H(h) - \{u_i\}$ に属するノード) は $R(h)$ 中のどのノードを経由した場合にもノード v より 2 ホップで到達する. また,
- 集合 $R(h)$ 中のすべてのノードはノード u_i の隣接ノードである.

(3) 集合 $R(h)$ 中の任意のノード $r_i (1 \leq i \leq 1 + h)$ に対し,
- ノード v はノード r_i と隣接しており,
- 集合 $H(h)$ 中のすべてのノードはノード r_i と隣接している. また,
- $j \neq i$ となるようなノード $r_j \in R(h)$ (つまり, r_j は集合 $R(h) - \{r_i\}$ の要素)

は集合 $H(h)+\{v\}$ 中のどのノードを経由した場合にもノード r_i より 2 ホップで到達できる.

以上より，$p=2$ の場合において，定理が成り立つことがわかる.

$p=k+1$ の場合 $(k \geq 2)$: $p=k$ の場合に定理が成り立つと仮定し，$p=k+1$ の場合についてもこれが成立することを示す. $|V|=(k+1)(h+1)$ であるようなグラフ $G=(V,E)$ を考える．このとき集合 $H(h)$ を以下のような集合とする.
$H(h)=\{u_1,u_2,...,u_h\} \subseteq (V-\{v\})$.
さらに，集合 $R(h)$ を以下のように定義する.
$R(h)=V-H(h)-\{v\}$.
ここで，$|H(h)|=h$ であるので，$|R(h)|=n-h-1=(k+1)(h+1)-h-1=k(h+1)$ となる.

$|R(h)|=k(h+1)$ ならびに仮定条件より，ノード集合が $R(h)(|R(h)|=k(h+1))$ であるような次の①，②を満たすグラフを構成することができる；①各ノード $v \in R(h)$ に対し，このノードから 2 ホップ離れたノードが h 個存在する，②ほかの $k(h+1)-h-1$ 個のノードは v の隣接ノードである.

以下では，集合 $\{v\} \cup H(h) \cup R(h)(=V)$ 中のどのノード x に対しても，x から 2 ホップの端末は h 個であり，また，ノード x は $n-h-1=k(h+1)$ 個の隣接ノードを持つことを示す.

(1) ノード v について以下のことが成り立つのは，アルゴリズムの作り方より明らかである.
- 集合 $H(h)$ 中の任意のノードには集合 $R(h)$ 中のどのノードを経由してもノード v から 2 ホップで到達できる.
- 集合 $R(h)$ 中のすべてのノードはノード v と隣接している.

(2) 集合 $H(h)$ 中のノード $u_i(1 \leq i \leq h)$ の任意のノードに対して，
- ノード u_i は，ノード v から 2 ホップ離れていることは明らかである.
- $u_j \in H(h)$ かつ $i \neq j$（つまり，ノード u_j は集合 $H(h)-\{u_i\}$ の要素）であるどのノードに対しても集合 $R(h)$ 中のノードを経由して，ノード u_i から 2 ホップで到達できる.
- 集合 $R(h)$ 中のすべてのノードは，ノード v ならびに集合 $H(h)$ 中のすべてのノードと隣接している.

(3) 集合 $R(h)$ に対する上記の (1) と (2) の条件より，集合 $R(h)$ の任意のノード r_i に対し，$R(h)-\{r_i\}$ 中の h 個のノードはノード r_i から 2 ホップ離れており，残りのすべてのノードはノード r_i と隣接している．このことと，集合 $R(h)$ のすべてのノードはノード v と隣接している，集合 $H(h)$ 中のどのノードも r_i に隣接しているという 2 つの事実より，集合 $R(h)$ 中の任意のノードに対し，グラフ G のノードのうち h 個がこのノードと 2 ホップ離れており，他のノードはこのノードに隣接していることがいえる

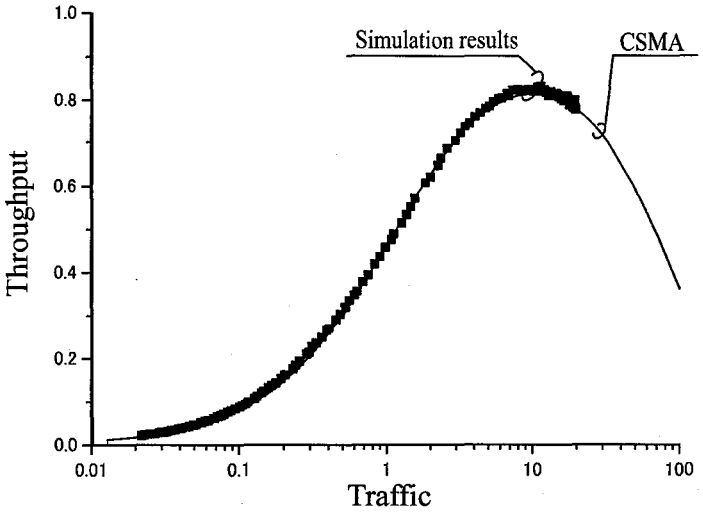


図 3.4 CSMA の理論式とシミュレーション結果 ($a = 0.01$)

以上より，$p = k + 1$ の場合においても本定理が成り立つことが明らかになった． □

3.2.2 CSMA と MACA における隠れ端末の影響調査

前述の提案アルゴリズムを使用した計算機シミュレーションで CSMA と MACA の隠れ端末に対する耐性を評価する．

スループット理論式と計算機シミュレータの計算結果の比較

CSMA と MACA のトラフィック–スループット特性を，文献 [15] ならびに，本論文の 2.2.2 節で導出した理論式とシミュレータにより得られた結果を図 3.4，3.5 にそれぞれ示す．図 3.5 における $MACA_U$ と $MACA_L$ は文献 [36] で求められた MACA のスループットの上限値，下限値をそれぞれ示している．そのため，実際のスループット特性は両曲線の中間値を取ることとなる．両図において，理論式とシミュレーション結果が一致していることが確認できる．

隠れ端末の存在下における CSMA と MACA のスループット特性

提案アルゴリズムを用いてアルゴリズムの入力 $n = p \cdot (h + 1)$ のうち $h = 10$，p を $2, 3, 4, 5$ とし，ネットワークをそれぞれ生成した．このようにして生成したネットワークに占める隠れ端末の割合 h_r は

$$h_r = \frac{h}{n-1}$$

により，それぞれ 0.47, 0.31, 0.23, 0.18 となる．

以降，これらの 4 種類のネットワークに隠れ端末が存在しないネットワークを加えた計 5 種類のネットワークにおいて評価を行なう．また，隠れ端末の存在割合以外にプロトコ

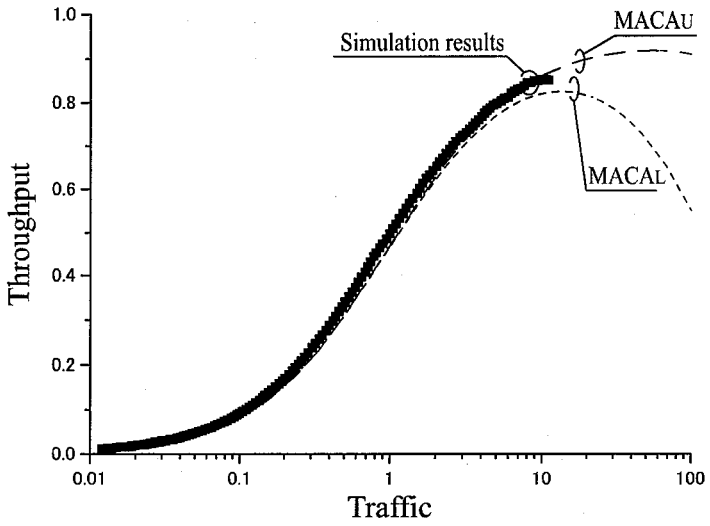


図 3.5 MACA の理論式とシミュレーション結果 ($a = 0.01, x = 0.005$)

ルの性能を左右するパラメータとして，伝搬遅延時間 (a)，RTS 認識時間 (x) を変化させる．ここで，伝搬遅延時間は，送信端末がパケットの送信を開始してから，受信端末にパケットの先頭が到達するまでの時間であり，この長さは CSMA，MACA の両プロトコルの性能に影響する．一方，RTS 認識時間は受信端末が RTS パケットの受信を開始してから，それが RTS であると認識されるまでの時間であり，本論文の 2.2.2 節でも述べたとおり，この長さは MACA の性能に影響する．

■伝搬遅延時間 $a = 0.1$，RTS 認識時間 $x = 0.05$ の場合 この場合の結果を図 3.6，3.7 に示す．図 3.6 より，CSMA では，ネットワーク中にわずかな隠れ端末しか存在しない場合でも，隠れ端末無しの場合と比較して大幅にスループットが低下することがわかる．これに対し，MACA は隠れ端末の増加に対し，スループットは比較的緩やかに低下することが図 3.7 よりわかる．これらと同様の傾向は図 3.8 からも確認することができる．同図は各々の隠れ端末が存在しない場合の最大スループットでその他の存在割合の最大スループットを正規化して求めた，最大スループットの変化率を示している．この結果から，CSMA では，隠れ端末の存在割合が 18% の場合であっても，最大スループットは存在割合が 0 の場合の 8 割以下に低下する．逆に，MACA では存在割合が 47% の場合にも最大スループットは隠れ端末なしの場合の 8 割程度の低下にとどまることが分かる．

次に，図 3.6，3.7 のスループットを比較する．隠れ端末が存在しない場合の CSMA，MACA の両プロトコルの最大スループットは，それぞれ約 0.6，0.5 と若干 MACA は CSMA に劣るがほぼ同等である．これは，MACA の RTS，CTS 交換のオーバヘッドが大きいためであると考えられる．そのため，MACA の隠れ端末の増加に伴うスループットの低下割合は CSMA のそれと比べてやや小さくなってはいるが，どちらのプロトコルも隠れ端末が存在する場合は最大スループットは 0.4 程度の値と大きな差は見られない．同様のことは，図 3.9 からも確認できる．同図は，CSMA と MACA の隠れ端末の割合の

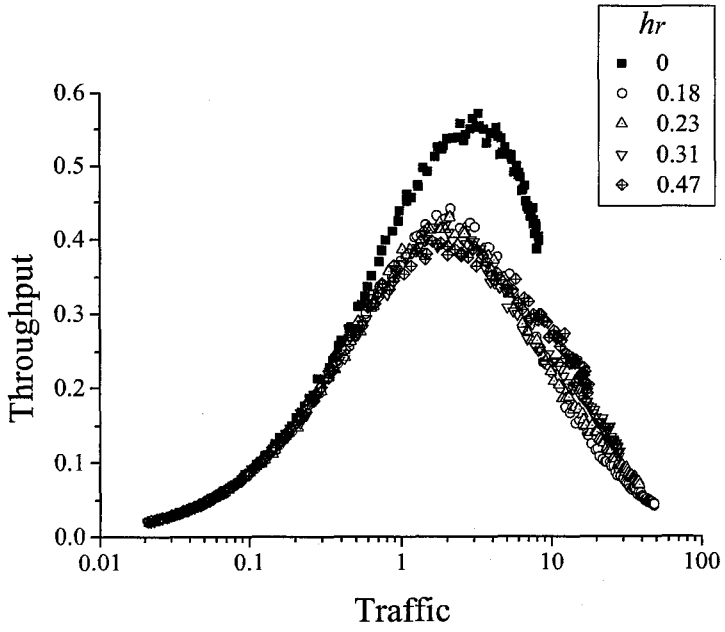


図 3.6 隠れ端末の割合が CSMA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.1$）

変化に対する CSMA と MACA の最大スループットの変化を示したものであるが，同図からも，ほとんどの割合において CSMA と MACA のスループットがほぼ同等であることが確認できる．

■伝搬遅延時間 $a = 0.01$，RTS 認識時間 $x = 0.005$ の場合 この場合の結果を図 3.10, 3.11 に示す．図 3.10 より，CSMA は図 3.6 と同様にわずかな隠れ端末しか存在しない場合にも大幅にスループットが低下していることが確認できる．一方，MACA も図 3.7 と同様に，隠れ端末の存在割合の増加に対して，緩やかにスループットが低下している．図 3.12 の最大スループットの変化率を表す結果からも，MACA は CSMA よりも隠れ端末の増加によるスループット低下を低く抑えていることがわかる．

図 3.10, 3.11 のスループットで両プロトコルを比較する．両図に示す結果から，隠れ端末の増加に対してスループット低下を緩やかに抑える MACA が CSMA よりも高いスループットとなることが確認できる．このことは，隠れ端末の存在割合に対する最大スループットの変化を示した図 3.13 からも確認できる．

さて，これらの結果を踏まえた上で，(a), (b) の両シミュレーション実験で用いたパラメータを更に対比する．どちらの場合も，$a : x =$ (a) $0.1 : 0.05 =$ (b) $0.01 : 0.005 = 2 : 1$ から分かるように伝搬遅延時間に対する RTS 認識時間間の相対的な大きさは同じであるが，a および x 共にデータパケット長で正規化しているので，(b) は (a) に比べてより長い DATA を送信している場合に相当する．隠れ端末が存在しない環境における MACA の性能を解析した本論文の 2.2.2 節では，MACA は比較的大きなデータパケットを送信する場合に高い性能を発揮することが確認されているが，本節の 3.2.2, 3.2.2 のシミュレーション結果から，隠れ端末の存在環境下においても同様の特性となることが確認できる．

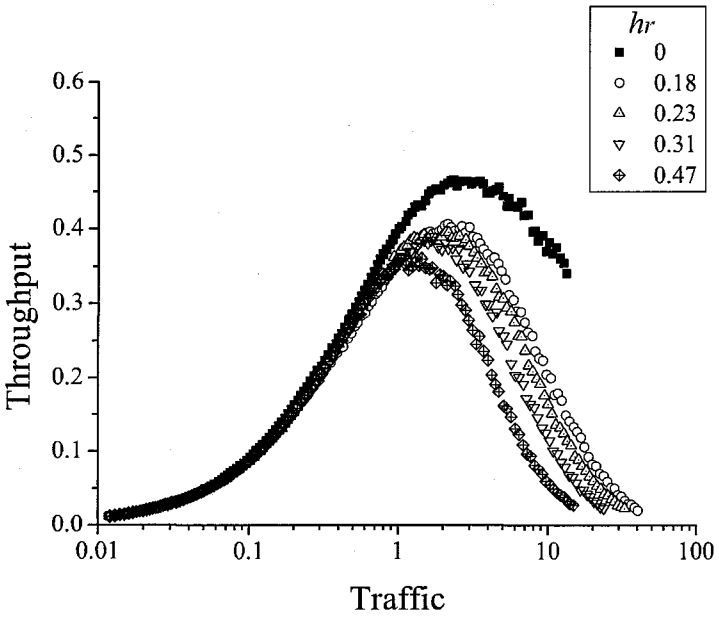


図 3.7 隠れ端末の割合が MACA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.1, x = 0.05$）

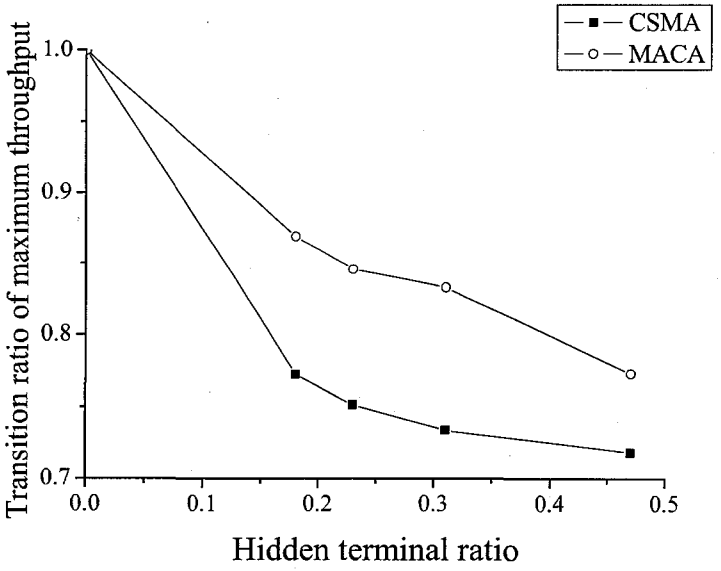


図 3.8 隠れ端末なしの場合に対する最大スループットの変化率（$a = 0.1, x = 0.05$）

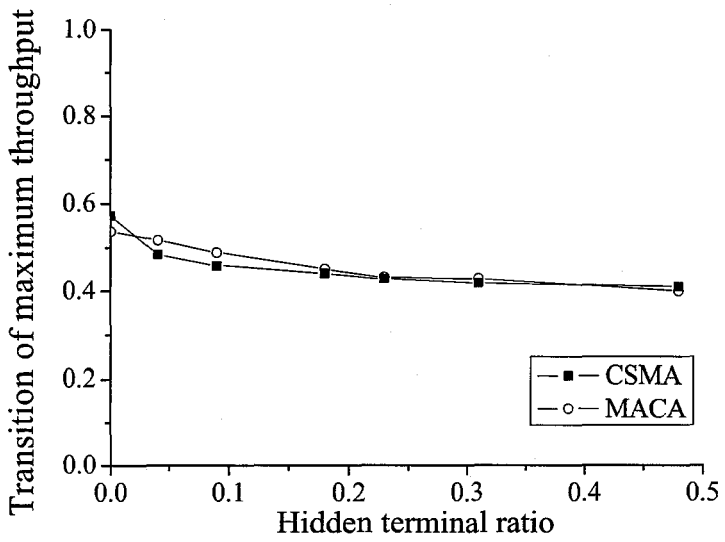


図 3.9　最大スループットの変化（$a = 0.1, x = 0.05$）

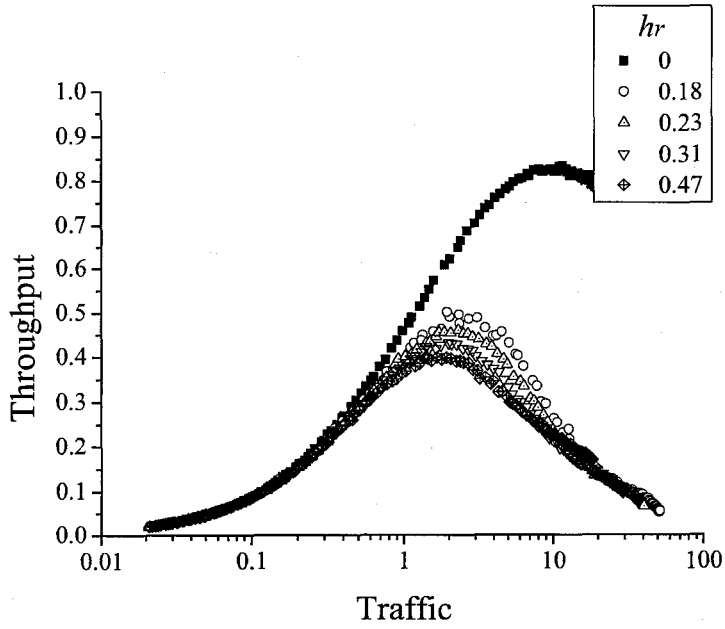


図 3.10　隠れ端末の割合が CSMA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.01$）

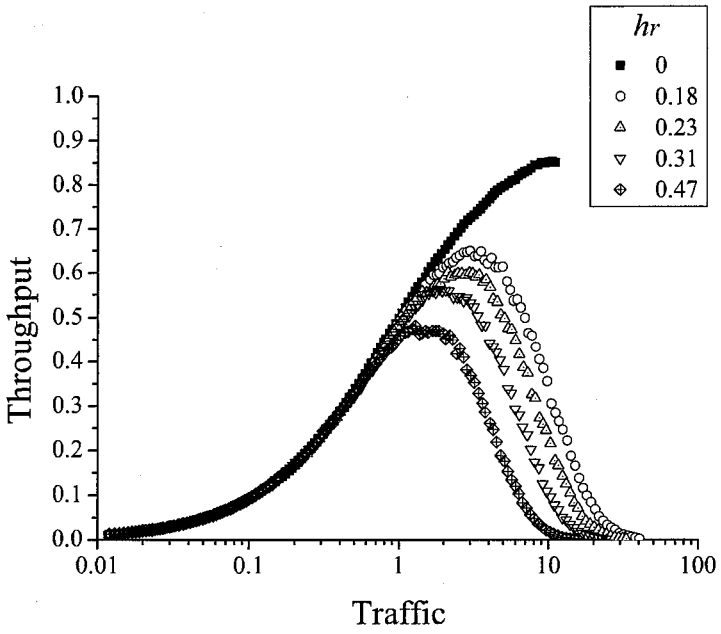


図 3.11　隠れ端末の割合が MACA のスループット特性へ及ぼす影響（$a = 0.01, x = 0.005$）

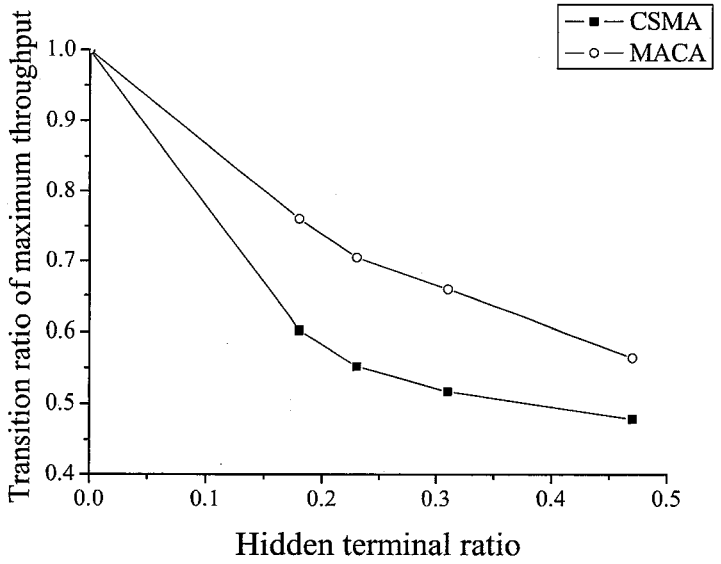


図 3.12　隠れ端末なしの場合に対する最大スループットの変化率（$a = 0.01, x = 0.005$）

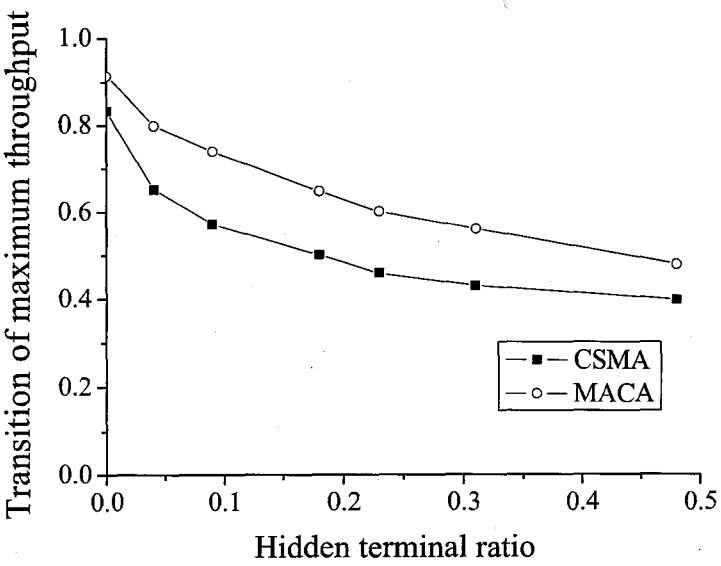


図 3.13 最大スループットの変化 ($a = 0.01, x = 0.005$)

3.3 IEEE 802.11 におけるユニキャスト性能向上方式

前節では，RTS/CTS 制御が DTA 長が長い場合にスループットが向上する特性が隠れ端末の存在環境下においても同様になることを確認した．これを踏まえて，本節は IEEE 802.11 におけるユニキャスト性能向上方式を提案する．

IEEE 802.11 における RTS/CTS 交換は，MACA と同様に隠れ端末とのパケット衝突を軽減することを期待して実装されているものであるが，IEEE 802.11 における RTS/CTS 制御は MACA とは若干異なる実装がなされている．

MACA の RTS/CTS 交換では，宛先とされていない端末が RTS を受け取った場合，これに対する CTS の予想返信時刻まで自端末の送信を禁止するタイマを設定する．その後，この RTS に対応する CTS が受信された時点で初めて RTS/CTS 交換が成功したと判断し，一連の送受信が完了すると予想される時刻に送信禁止タイマを更新する [36]．これに対して，IEEE 802.11DCF では，RTS を受け取った時点では，RTS/CTS 交換が成立していないにもかかわらず，RTS 受信後に直ちに一連の送受信が完了すると予想される時刻に送信延期タイマを設定する [55]．

そこで，まず，MACA で提案された RTS/CTS 制御 [36] と IEEE 802.11 の RTS/CTS 制御 [55] のスループット特性を比較する．

表 3.1 計算機シミュレーション諸元

Data Rate	1Mbps
Communication Range	100 m
SIFS	10 μsec
DIFS	50 μsec
Slot length	20 μsec
Contention Window Size	Min: 31, Max: 1,023
MAC header	DATA: 24, RTS: 16, CTS, ACK: 10 (bytes)
Frame Check Sequence	4 bytes
PLCP header and preamble	192 μsec
RTS/CTS Threshold	0
Payload	1024 bytes
Packet Arrival Process	Poisson Process
Number of Terminals	100
Field Size	500 × 500 m
Terminals Placement	random

3.3.1 IEEE 802.11 における RTS/CTS 制御が引き起こす不必要な送信延期問題

IEEE 802.11 におけるパケットサイズの変化がスループットに及ぼす影響を評価するために計算機シミュレーションを行った結果について述べる．評価の際に使用した諸元を表 3.1 に示す．なお，本節における評価では，500m×500m のシミュレーションフィールド内に端末をランダムに配置した．シミュレーション結果を図 3.14 に示す．なお，同図ではパケットサイズを 512byte から 3072byte まで 512byte ずつ変化させながら行ったシミュレーションの最大スループットを示している．

さて，前節に示したように，MACA における RTS/CTS 制御では DATA 長が長い場合に最大スループット向上効果が得られることを確認した．しかしながら，これとは逆に，IEEE 802.11 の RTS/CTS 制御では，図 3.14 に示す通り，DATA サイズの増加に伴って必ずしも最大スループットが向上していないことが確認できる．特に，パケットサイズが 1536byte 以上の場合にはパケットサイズの増加に反して最大スループットが低下していることが確認できる．この理由について以下に述べる．

IEEE 802.11 では前述のように，RTS を傍受した端末はその後の DATA 受信終了予定時刻まで新たな送信が延期される．そのため，RTS に対する CTS が返信されない場合，

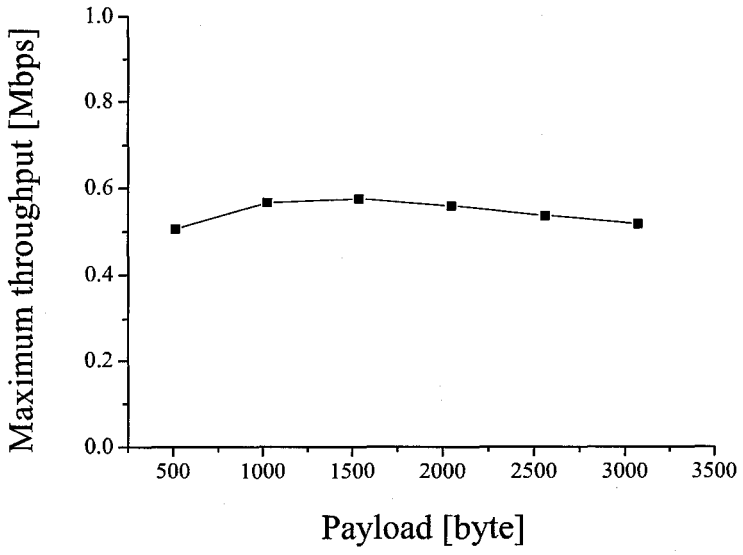


図 3.14 IEEE 802.11 における最大スループット特性

即ち，実際には RTS に対応する DATA が送信されない場合にも RTS を傍受した端末は不必要に新たな送信を延期してしまうこととなる．

この不必要な送信延期の発生例を図 3.15 を用いて説明する．まず，端末 S が端末 R に対して送信を開始する場合，端末 S，R の通信範囲内に存在する端末には RTS，CTS により NAV が設定される．図中の N_R，N_C は RTS，CTS によってそれぞれ NAV が設定される端末を示している．この時，端末 S，R の送信範囲外に存在する端末 D が図のように N_C で示される端末に RTS を送信したとする．N_C には NAV が設定されているため，当然ながら端末 D に CTS を返信することはない．結果として，端末 D からの送信は開始されない．しかしながら，端末 N_u は端末 D からの RTS を受信した際に NAV(RTS) が設定されているために，不必要に送信を延期してしまうが，この不必要な送信延期時間は送信を予定する DATA サイズによって決定される．さらに，DATA サイズが長い場合に不必要な送信延期による影響が大きくなることから DATA サイズが増加するとかえって IEEE 802.11 における最大スループットが低下する場合が発生したと考えられる．

文献 [34] では，上記 N_u に相当する端末に対してさらに RTS が送信されることにより不必要な送信延期を行う端末数が連鎖的に増加することを指摘し，ネットワークがデッドロック状態に陥る可能性を示している．

3.3.2 MACA 方式の NAV 設定を採用した不必要な送信延期問題の回避

IEEE 802.11 における RTS/CTS 交換が引き起こす不必要な送信延期による影響を軽減するために提案された関連研究について述べる．

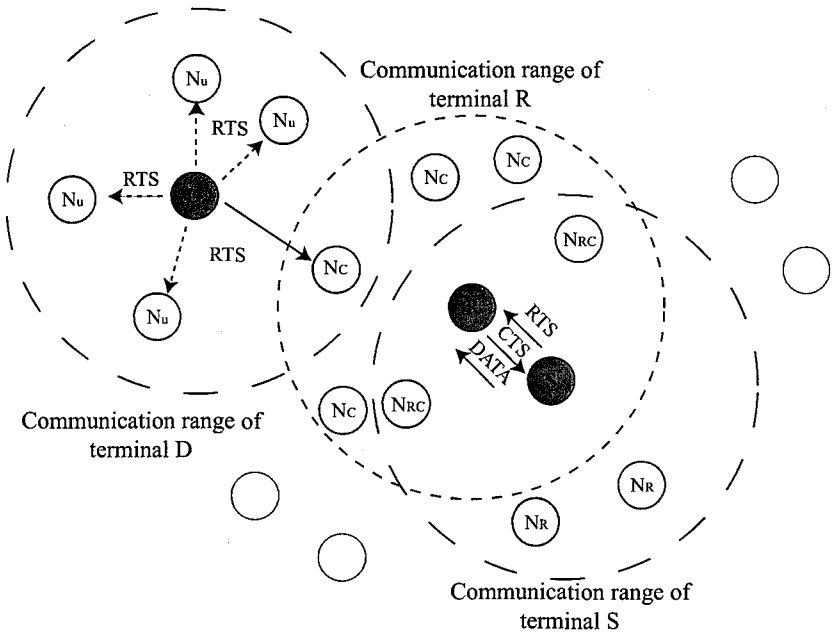


図 3.15　RTS/CTS 制御が引き起こす不必要な送信延期問題

■RTS validation [34]　RTS validation では，RTS によって NAV が設定されたにも関わらず，これに対応する CTS が受信できない場合には，DATA パケットの送信をキャリアセンスにより調査する．この結果，DATA の送信が検知された場合には，引き続き送信延期を続行する．しかしながら，DATA の送信が検知できない場合は，自端末が不必要な送信延期状態にあるとして，RTS によって設定された NAV タイマを破棄する．

このように，RTS validation は不必要な送信延期に陥った端末が自らこれを回避するという送信延期中の端末にとって能動的な解決策をとる．図 3.16 は，図 3.15 における N_u に相当する端末がそれぞれ，IEEE 802.11DCF 標準のプロトコルを採用する場合と，RTS validation のプロトコルを採用する場合の送信延期メカニズムを示している．同図より，RTS validaiton によって不必要な送信延期時間を短縮できることが確認できる．

■RTS/CTS+CRTS [56]　RTS/CTS+CRTS は RTS validation と異なり，送信延期を引き起こした端末が CRTS（Cancel RTS）パケットを送信することにより不必要な送信延期を回避するため，送信延期中の端末にとって受動的な解決策を採用するプロトコルといえる．図 3.17 に図 3.15 の状況で RTS/CTS+CRTS を採用した場合の動作を示す．図中の N_C，D，N_U はそれぞれ図 3.15 におけるそれと同じ端末であることを示している．今，端末 N_C は他局宛の CTS を漏れ聞いたことにより NAV(CTS) が設定されているとする．よって，端末 N_C に向けて端末 D が RTS を送信しても，端末 N_C は NAV(CTS) が設定されているためこれに対応する CTS を返すことはない．一方，端末 N_U は端末 D からの RTS を漏れ聞き，NAV(RTS) を設定する．さて，端末 D は一定時間経過後も CTS が端末 N_C から送り返されない場合（CTS timeout），隣接端末に対して不必要な

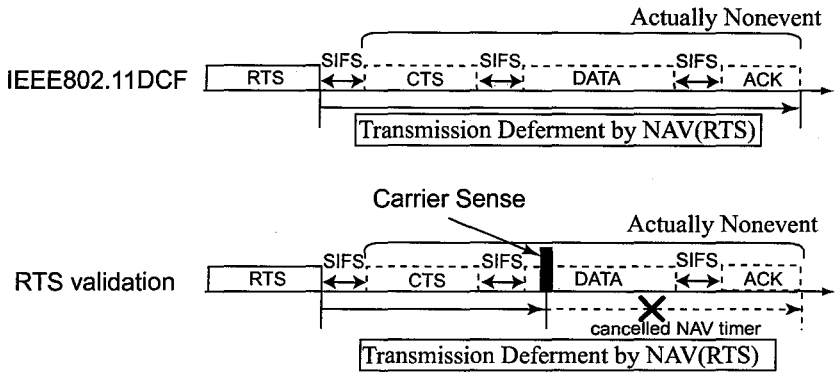


図 3.16 RTS validation mechanism

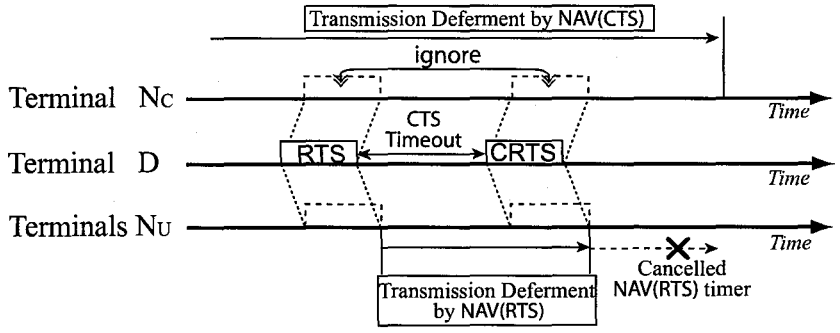


図 3.17 RTS/CTS+CRTS mechanism

NAV(RTS) を設定させたと判断し，隣接端末に対して NAV(RTS) を破棄するよう CRTS を送信する．これにより，CRTS を受け取った端末 N_U は NAV(RTS) を破棄し，不必要な送信延期を回避する．

IEEE 802.11 における不必要な送信延期問題の詳細ならびに同問題を解決するためにこれまでに提案されたプロトコルについて述べたが，これらのプロトコルのうち，RTS/CTS+CRTS は新たなパケットを導入する必要があることや，RTS validation も NAV(RTS) が設定されたときは必ずキャリアセンスを実施する必要があるため，実装するには IEEE 802.11DCF 標準規格に規定される MAC 状態遷移の変更が必要となる．

そこで，本論文では単純な方法で不必要な送信延期問題を解決するために，RTS/CTS 機構を提案した MACA [33,36] 方式の NAV 設定を IEEE 802.11 に適用することを提案する．図 3.18 に提案する送信制御方式を示す．標準規格における RTS/CTS 交換では，RTS，CTS を受け取った場合は duration/ID フィールドに記録される時間が NAV として設定されるが，提案方式では，RTS を受け取った場合はこれに対応する CTS が送り返される時間までを NAV に設定する．ここで，CTS が送り返される予定時間は，RTS を受け取った時刻から SIFS + CTS 送信時間が経過した時刻とする．

その後，時間内に CTS が送り返された場合は，ここで初めて RTS/CTS 交換が成立したと判断し，NAV を ACK パケット受信完了を予定する時刻に更新する．これとは逆に，

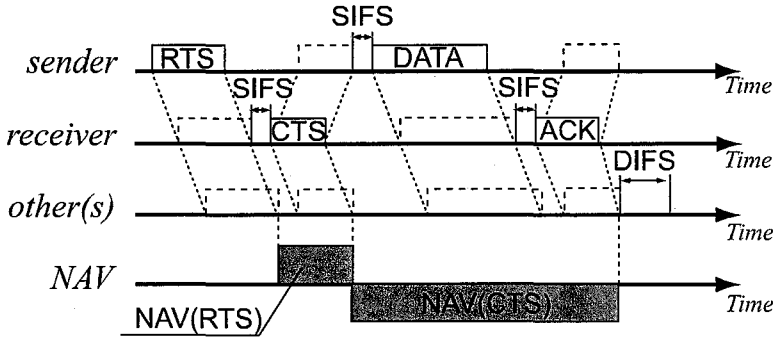


図 3.18 IEEE 802.11 に MACA 方式の NAV 設定を採用した送信制御方式

CTS を受信できない場合は，RTS 受信時に設定した NAV の時刻経過後に短い時間で送信可能状態に移行するため，結果として不必要な送信延期問題を回避できる．

3.3.3 計算機シミュレーション

提案方式の有効性を評価するために計算機シミュレーションを行った結果について述べる．シミュレーション諸元は図 3.14 における評価と同様に表 3.1 とした．同表に示すとおり，シミュレーションでは，$500m \times 500m$ のフィールド上に 100 端末をランダムに配置した．

DATA サイズを変化させた場合の最大スループット特性

図 3.19 に DATA サイズを変化させた場合の最大スループット特性を示す．同図から，IEEE 802.11 では DATA サイズが 1536byte 以下では DATA サイズの増加に伴い最大スループットは上昇するが，これ以上では逆に DATA サイズの増加に反して最大スループットは低下することが確認できる．一方，提案方式は全ての場合において DATA サイズの増加に伴って緩やかに最大スループットが増加することが確認できる．

さて，RTS/CTS 交換のみで通信を制御する MACA の特性を解析的に導出した文献 [36] や，本論文 3.2 節で述べた隠れ端末が存在する環境下における MACA の特性を評価しからも確認できるように，DATA 長の長い場合に本来 RTS/CTS 交換は性能を発揮する．

これに対し，前述のように IEEE 802.11DCF は DATA サイズが一定以上の場合には逆にスループットが低下してしまう．これは，DATA サイズが増加すると RTS/CTS 交換の隠れ端末に対するパケット衝突回避の効果は得られるが，RTS/CTS 交換が失敗した場合の不必要な送信延期期間も同様に増加してしまうためである．しかしながら，提案方式では RTS/CTS 交換失敗時の不必要な送信延期を回避できており，RTS/CTS 交換が本来有するスループット向上効果を引き出すことができたと考えられる．

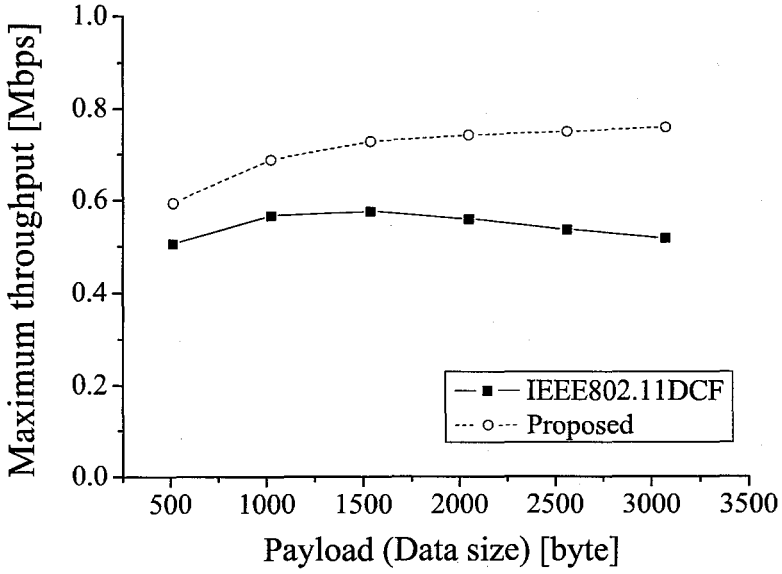


図 3.19 パケットサイズ–最大スループット特性

端末数を変化させた場合の最大スループット特性

図 3.20 に，端末数を変化させた場合の最大スループット特性を示す．同図から，端末数の増加はどちらの方式においても最大スループットを低下させるが，端末数が多い場合に提案方式によるスループット向上効果も高くなることが確認できる．

これは，端末数が増加するに伴ってパケット衝突が増加し，IEEE 802.11 における不必要な送信延期状態が多く発生することで，提案方式における制御が効果的に機能したためであると考えられる．

フィールドサイズを変化させた場合の最大スループット特性

図 3.21 に，フィールドサイズを変化させた場合の最大スループット特性を示す．同図において，横軸はフィールドの 1 辺のサイズを示している．なお，本評価では端末数を 100 端末に固定した．

同図に示す結果から，全ての端末がお互いに通信可能な範囲に存在する $100m \times 100m$ のフィールド上，即ち，隠れ端末が全く存在しない状況では，IEEE 802.11 と提案方式の間にスループット性能の差はないが，それ以外の隠れ端末が存在する環境下全てにおいて提案方式は IEEE 802.11 に比べて高いスループットを獲得していることが確認できる．

トラフィック–スループット特性

図 3.22 に IEEE 802.11 と提案方式のトラフィック–スループット特性を示す．同図に示す結果から，提案方式は IEEE 802.11 に比べて常に高いスループットを示すことが確認できる．また，トラフィックが高くなるに従い，その優位性も強く現れることがわかる．

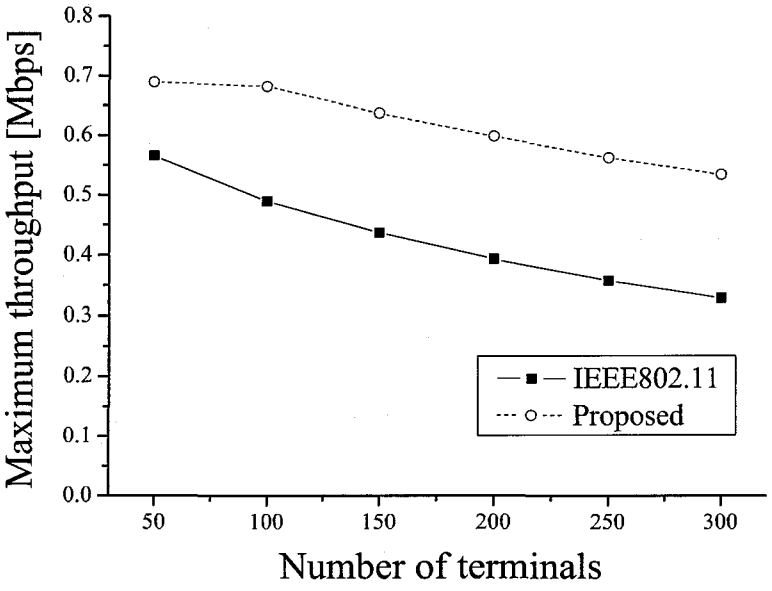


図 3.20　端末数–最大スループット特性

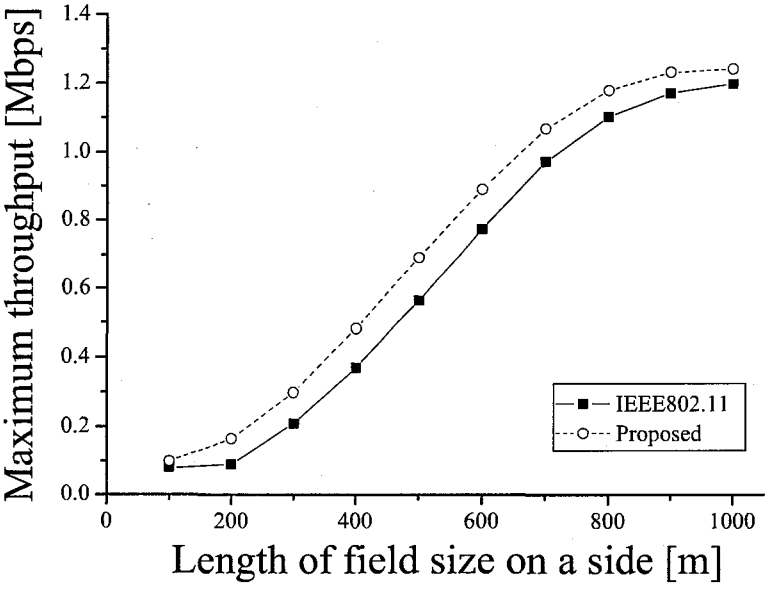


図 3.21　フィールドサイズ–最大スループット特性

アドホックネットワーク適用時の有効性

さて，本章では，送信 DATA サイズの変化ならびに隠れ端末の存在割合の変化におけるスループット特性の違いを分かりやすくするために，最大スループットによる比較を行った．CSMA を含む多くのコンテンション方式の MAC プロトコルにおいて最大スループットが達成されるのは送信チャネルの限界付近までトラフィックが発生する状況と

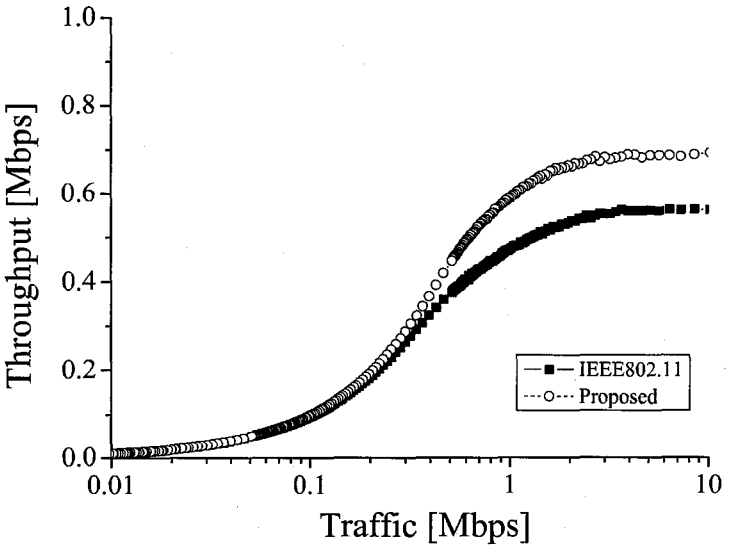


図 3.22　トラフィック–スループット特性

なるが，そのような状況下でアドホックネットワークが実際に利用されることは想定されていない．これに対して，提案方式は図 3.22 に示すトラフィック–スループット特性からも確認できるように比較的低いトラフィック時においてもその有効性が確認できることから，アドホックネットワークが通常使用されるトラフィック領域においても十分に性能を発揮すると考えられる．

3.4 結言

本章では，キャリアセンス型 MAC プロトコルを採用する IEEE 802.11 において，隠れ端末存在時のユニキャストスループットの向上について検討した．IEEE 802.11 に実装される RTS/CTS 制御は，MACA を原型とした制御手法であり，同制御は本来，DATA 長が長いほど，より高い効果を発揮する制御方式である，しかし，MACA と異なる送信延期制御が実装される IEEE 802.11 では RTS/CTS 交換失敗時の不必要な送信延期により，必ずしも DATA サイズの増加に伴ってスループットが向上しないことを明らかにした．次に，不必要な送信延期を解決するために，IEEE 802.11 における RTS 傍受時の送信延期時間を CTS 受信終了予定時刻までに短縮する方式を提案した．そして，計算機シミュレーションによりスループットが向上することを明らかにするとともに，RTS/CTS 制御の本来の特性である，DATA サイズの増加に伴ってスループット特性の向上を達成できることを示した．

第4章

隠れ端末の存在環境下におけるブロードキャスト性能向上方式

関連論文 [48–54]

4.1 緒言

本章では，隠れ端末の存在環境下における IEEE 802.11 のブロードキャスト受信成功率（以下，受信率という）を向上させる手法について検討する．

通信範囲外の端末ともマルチホップでパケットを転送することで通信を実現するアドホックネットワークでは，パケットの転送経路を適切に設定することがネットワークの性能に大きく影響を及ぼすが，経路設定にはネットワークトポロジをフラッディング等により把握する必要がある．この，フラッディングにはブロードキャストが多く使用されるため，高いブロードキャスト受信率はフラッディング性能に大きく影響を及ぼす．

しかしながら，IEEE 802.11 におけるブロードキャストでは，ACK による到達確認ならびに再送制御を行わないため，隠れ端末の存在環境下ではブロードキャスト受信率が低下することを本章でまず述べる．次に，隠れ端末の存在環境下におけるブロードキャスト受信率の向上を目的とした従来の関連研究が採用する制御手法を衝突回復型（Collision Recovery），衝突回避型（Collision Prevention）の 2 種類に分類し，それぞれの特徴を述べる．その後，再送オーバヘッドを生じずに受信率を向上できる衝突回避型に着目する．そして，従来の衝突回避型ブロードキャストプロトコルの問題点を挙げた後に，同問題点を解決するために隠れ端末の危険度を考慮した RTS/CTS 交換をブロードキャストに導入することを提案し，それにより，効果的にブロードキャスト性能を向上できることを明らかにする．

4.2 隠れ端末の存在環境下における従来のブロードキャスト性能向上方式

CSMA/CA を MAC プロトコルに採用する IEEE 802.11 では，ネットワークに隠れ端末が存在する場合はその影響によりスループットが大幅に低下する．そこで，ユニキャスト時には隠れ端末の送信を一定時間抑制するために，RTS/CTS 交換が使用される [55]．しかしながら，ブロードキャスト時には，RTS/CTS 交換ならびに，ACK による到達確認は行われずに CSMA/CA のみで送信が行われる [2]．そのため，隠れ端末が存在するネットワークでは，ユニキャストに比べブロードキャストの受信成功率は著しく低下する．そのため，現在までにブロードキャスト時の受信の成功率向上を目的とした数多くのプロトコルが提案されている [57–62]．

文献 [60] では，ブロードキャストパケットを正常に受信した端末は，送信局が設定するミニスロットの中からランダムに 1 スロットを選択し，そのスロットに対して BACK (Broadcast ACK) 信号を返信する方式を提案している．同方式では，ブロードキャスト後のミニスロット中に隣接端末数と同じ数の BACK 信号が検出されない場合は，パケットを再送し受信成功率の向上を図っている．しかしながら，同方式では受信端末がランダムに BACK を送信するミニスロットを選択するために，正しくブロードキャストの送信が行われた場合でも BACK 同士が衝突すれば不要にパケットが再送されるため，受信率向上のトレードオフとして送信オーバヘッドが増加することが指摘されている [61, 62]．そこで，文献 [61] では，ブロードキャスト送信後に ARB (Announce Reception of Broadcast) ならびに，NACK (Negative ACK) 信号を用いることで，不要なブロードキャストの再送回数を抑え，送信オーバヘッドを削減する方式を提案している．また，文献 [62] では，ブロードキャストするパケット中にこれを受信する端末に対して，BACK 信号を返信する順番を指定することで，BACK 信号同士の衝突を防ぎ，同様にブロードキャストの不要な再送を回避する方式を提案している．

これらの方式は，全て衝突等によって失われたパケットを再送により回復する衝突回復型であると分類できる．同方式では不要な再送を軽減する方法についての議論は行われているが，ブロードキャストパケットの衝突そのものを軽減する方式ではないため，隠れ端末によるパケット衝突が多発する環境下では高い効果を期待することはできない．

一方，隠れ端末の送信を抑制するブロードキャスト方式は既にいくつか提案されている [57–59]．これらの方式では，ブロードキャスト送信前に RTS/CTS 交換を行うため，衝突を予防する衝突回避型であると分類できる．しかしながら，文献 [57, 58] で提案される BSMA (Broadcast Support Multiple Access) は，RTS 送信後に隣接端末から同時に返信される CTS のうち，最も受信強度の強いパケットを捕捉効果によって識別できるという前提条件の下でのみ動作するプロトコルである．

文献 [17] では，複数パケットを同時に受信した際，その中で最も受信強度が強いパケットを受信対象とし，その他のパケットをノイズとして扱う場合，SN 比において 10dB 以

上である場合にのみ捕捉効果によって受信対象が識別できるとしている．また，捕捉効果を解析した文献 [63] では，捕捉効果によるパケットを識別可能な閾値を 10dB とし，かつ端末が一様分布するネットワークにおいて，同時受信パケット数が 2 である場合の捕捉効果によるパケット識別確率は約 0.55 であること，さらに，同時受信パケット数が 5 となった場合は同確率が約 0.3 に低下することが報告されている．当然のことながら，捕捉効果によるパケット識別確率は，同時受信パケット数の増加に従って低下する．以上のことから，BSMA のように全ての隣接端末から同時に返信される CTS が必ず衝突を引き起こす方式では，実際の通信システムにおける確かな動作は期待できない．

これに対して文献 [59] で提案された BMW（Broadcast Medium Window）では，複数の CTS を同時に送信させない方式を採用する．同方式では，ブロードキャスト要求に応じて，隣接端末の中からラウンドロビンによって選択された 1 端末とユニキャストで RTS/CTS 交換を行った後に実際のブロードキャストを行う．ブロードキャストの受信を妨害する隠れ端末は隣接端末からの CTS を傍受することによって送信が抑制される．しかしながら，ここで，送信が抑制される隠れ端末はラウンドロビンによって選択された隣接端末の周囲に位置する端末のみとなる．そのため，このラウンドロビンに基づいた RTS/CTS 交換ではブロードキャスト受信に大きな影響を及ぼす範囲に位置する隠れ端末の送信を優先的に抑制しているわけではないことに注意したい．

これらを踏まえ，本節では従来の IEEE 802.11 におけるブロードキャスト受信率向上方式を衝突回復型，衝突回避型に分類し，それぞれを代表するプロトコルについて説明する．

4.2.1 衝突回復（Collision Recovery）型ブロードキャストプロトコル

BACK 方式 [60] は，ブロードキャスト時にも BACK 信号を用いた応答確認を行うことで，ブロードキャスト受信率の向上を図ったプロトコルである．図 4.1 に示すように，BACK 方式はブロードキャスト後に BACK window が設定される．受信端末は，BACK window 内のミニスロットをランダムに選択し，BACK 信号を返信する．送信端末は BACK 信号が検出されたミニスロット数が隣接端末数に満たない場合は，受信に失敗した端末がいると判断し，再送を行う．ここで，BACK 信号は単なるパルス信号であるため，複数の受信端末が同一スロットに BACK 信号を送信したとしてもこれを検知することはできない．そのため，図 4.1 中の破線枠で示した箇所で衝突が起こり，実際には 4 端末が BACK 信号を送信しているにも関わらず，3 端末からしか BACK が返信されなかったと判断し不要に再送を行うという問題点が指摘されている [61,62]．

そこで，ARB with NACK 方式 [61] では，BACK 方式における不要な再送回数を削減するため，ARB 信号と NACK 信号を用いる方式を提案している．同方式では，ブロードキャスト後に ARB 用，NACK 用のスロットがそれぞれ設定され，受信に成功した端末は ARB 信号を，失敗した端末は NACK 信号をそれぞれのスロットに送信する．ここで，衝突によりブロードキャストパケットの送信に気づかない端末も，ARB 信号を検知することで，自端末が受信に失敗したことを知り，NACK 信号を送信できる．また，送信端

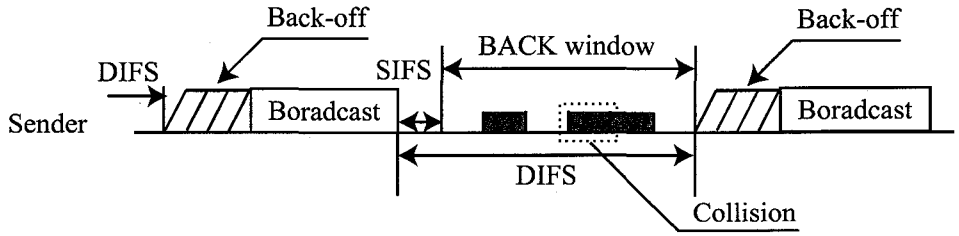


図 4.1 BACK 方式

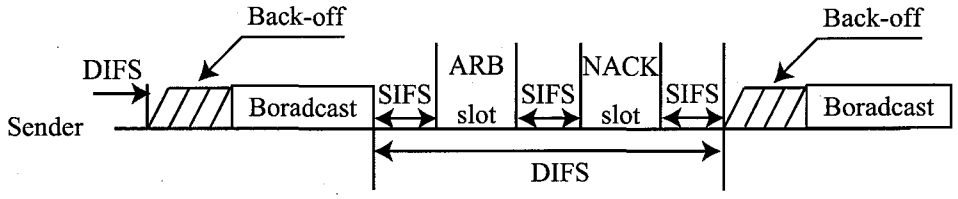


図 4.2 ARB with NACK 方式

末は NACK を受信した場合のみ再送を行うため，不要な再送を回避できるとしている．

また，BEAM 方式 [62] では BACK 方式での不要な再送は受信端末がランダムに BACK 信号を送信することに起因するとして，ブロードキャストするパケット中に BACK を返信する順序を記載する方式を提案している．

4.2.2 衝突回避（Collision Prevention）型ブロードキャストプロトコル

BSMA 方式 [57, 58] は，ブロードキャストの前に隣接する全ての端末に対して RTS/CTS 交換を行うことで，ブロードキャスト時の衝突を回避する．送信端末と隠れ端末の関係にある端末は送信端末の隣接端末から返信される CTS を傍受することにより一定時間送信を抑制される．しかしながら，同方式では全ての隣接端末が同時に CTS を返信した場合にも，捕捉効果により最も受信強度の強い CTS を識別できるという前提が成り立つ場合でのみ有効に動作する方式となっている．

これに対し，BMW（Broadcast Medium Window）方式 [59] は BSMA 方式のような制約を受けない方式となっている．BMW 方式は，隣接端末リスト，送信バッファ，受信バッファの 3 機能を端末に実装する．同方式において，送信端末 s はブロードキャスト開始前に，隣接端末リストの中から 1 端末をラウンドロビンによって選択し，同端末とユニキャストで RTS/CTS 交換を行う．RTS パケットには，これから送信するブロードキャストパケットのシーケンス番号が記録される．RTS を受信した宛先端末 r は自端末が受信可能状態にあれば，CTS パケットを返信するが，RTS パケットに記録されたシーケンス番号以下の値で未受信のブロードキャストパケットがあれば，その番号を記録した CTS を返信する．CTS を受け取った s は，CTS に記録されたシーケンス番号が RTS に記録したそれと同じ値であれば，当初の予定通りのパケットをブロードキャストするが，

そうでない場合は，CTS に記録された値を持つパケットのブロードキャストを行う．また，CTS を返信した r がブロードキャストパケットを正常に受信した場合は，受信したパケットのシーケンス番号を記録した ACK を返信する．s は受信バッファに，r に対して，ACK に記載されているシーケンス番号までのパケットを正常に送信したことを記録する．送信端末は，受信バッファを参照し全ての端末への送信成功が確認できたパケットのみを破棄するが，それ以外のパケットは再送要求に備えて送信バッファに保持する．

以上のように，BMW 方式は再送制御も規定していることから，衝突回復型と衝突回避型のハイブリッド型であると考えることができるが，任意のパケットの初回ブロードキャスト時の RTS 送信先は単なるラウンドロビンによって選択される．そのため，ブロードキャスト受信率に影響を及ぼす隠れ端末の送信を優先的に抑制する方式であるとはいえない．

4.3 隠れ端末の送信を効果的に抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル SRTS

前節で述べた衝突回復型のプロトコルでは，不要な再送を防ぐ方式については検討されているものの，隠れ端末が引き起こす衝突そのものを回避することはできない．また，既存の衝突回避型のプロトコルは隠れ端末による衝突を回避することを目的としているものの，プロトコルが動作するには同時刻に複数パケットを受信した場合にも，そのうちのひとつを正しく識別する必要があることや，そうでない方式においても，効果的に隠れ端末を抑制する手法について検討された方式ではなかった．

そこで，本章ではこれらを踏まえ，まず，1 度の RTS/CTS 交換で効果的に隠れ端末の送信を抑制する衝突回避方式 SRTS（Single RTS）について提案を行う．

SRTS では，まず，端末に隣接端末リスト，隠れ端末リストの 2 つのリストを実装する．IEEE 802.11 において，DATA と RTS には送信元ならびに宛先端末のアドレスが記載されている．そのため，どちらかのパケットを傍受することにより前述した 2 つのリストを構成する．

具体的なリスト構成手順を図 4.3 を用いて説明する．

4.3.1 隣接端末リストの構成

図 4.3 に示すネットワークにおいて，端末 1 が同端末を中心とする破線で示される通信範囲内に存在する端末 2 が 3 に向けて送信する DATA（もしくは，RTS）を傍受したとする．このとき，1 はパケット中に記載される送信元アドレスを参照し，2 が隣接端末であると知り，隣接端末リストに追加する．同様にして 4 を追加することで，表 4.1 に示すような隣接端末リストを作成する．隣接端末リストは危険度減少値を記録するフィールドを有するが，このフィールドは後述する方法によって値を設定するため，現時点では表 4.1 に示すように NULL を記録するものとする．

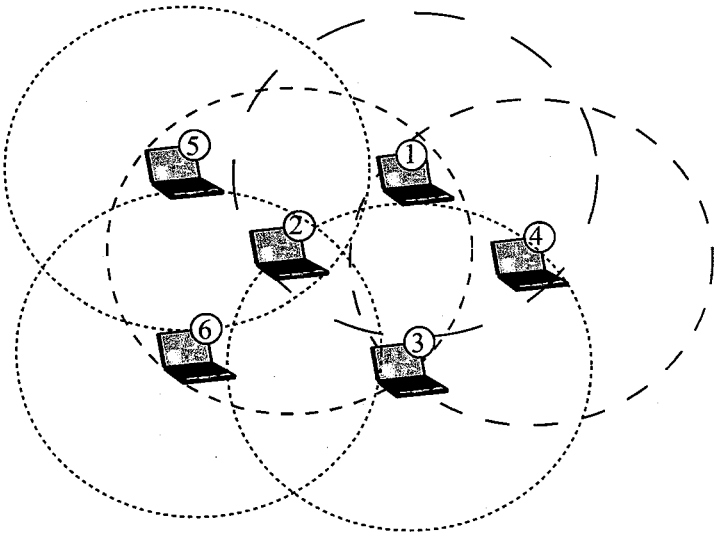


図 4.3 ネットワーク構成例

表 4.1 端末 1 の隣接端末リスト

端末 ID	危険度減少値
2	NULL
4	NULL

4.3.2 隠れ端末リストの構成

隠れ端末リストは隣接端末が送信する DATA（RTS）に記載される宛先アドレスを元に構成する．ここで，端末 1 は先ほどと同様に 2 が 3 に向けて送信する DATA（RTS）を傍受したとする．このとき，DATA（RTS）に記載される宛先アドレスと送信元アドレスより，端末 2 と 3 が隣接していることを知る．また，同時に隣接端末リストに記載のない端末 3 は隠れ端末であると判断し，隠れ端末リストに 3 は 2 に隣接する隠れ端末であると追加する．また，端末 4 が 3 に向けて送信する DATA（RTS）を傍受することにより，3 は 4 にも隣接する隠れ端末であると知り，これをリストに追記する．同様のことを繰り返した結果，表 4.2 に示すように端末 1 の隠れ端末リストが構成される．

表 4.2 に示すように隠れ端末リストは危険度を保持するフィールドを有するが，これは隠れ端末が送信を行うことにより，端末 1 のブロードキャストを衝突により受信できなくなる端末数，すなわち隠れ端末の接続端末 ID フィールドに記載されている端末の数と等しい値が記録される．

表 4.2 端末 1 の隠れ端末リスト

端末 ID	接続先端末 ID	危険度
3	2, 4	2
5	2	1
6	2	1

4.3.3 RTS の送信先端末の選択

次に，前述した 2 つのリストを利用して，ブロードキャスト前に RTS/CTS 交換を行う相手端末を選択する手順について述べる．

送信端末は隠れ端末リストをもとに全ての隣接端末の各々について，その端末と RTS/CTS 交換を成功させた場合に，送信を抑制することのできる隠れ端末を算出する．

例えば，表 4.1 を参照することにより，端末 1 の隣接端末は 2，4 であることがわかり，表 4.2 から 2 と RTS/CTS 交換を成功させた場合は，2 からの CTS を傍受できるのは 1，3，5，6 の端末であることがわかる．このうち，1 の隠れ端末は 3，5，6 であることも表 4.2 より把握することができる．結果として，端末 1 と 2 が RTS/CTS 交換を成功させた場合は，これら 3，5，6 の端末からの送信を抑制できるため，表 4.1 における端末 2 の危険度減少値にはこれら 3 端末の危険度を合計した 4 を記録する．また，同様にして，表 4.1 における端末 4 の危険度減少値には 2 を記録する．

以上のようにして更新した隣接端末リストを用い，送信端末 1 は最大の危険度減少値を持つ端末 2 を RTS の送信先端末と選択する．

4.3.4 SRTS におけるブロードキャスト送信制御

SRTS におけるブロードキャスト送信制御方式を図 4.4 を用いて説明する．同図において，ブロードキャスト要求の生じた端末（Sender）はキャリアセンスとバックオフの後，自端末の隣接端末リストを参照し，最大の危険度減少値を持つ端末（Destination）に対して RTS を送信する．RTS を受信した Destination は受信可能状態にあれば CTS を返信する．また，RTS を傍受した端末（Receiver(s)）は CTS の返信を阻害しないように CTS 受信完了予想時刻まで NAV(RTS) を設定する．ここで，提案方式では，RTS を傍受した端末もブロードキャスト受信端末となるため，IEEE 802.11 におけるユニキャスト時の RTS/CTS 交換と異なり，SRTS でのブロードキャスト用の RTS による NAV(RTS) は CTS の返信を阻害しない時間までとする．CTS の返信を受信した端末は直ちにブロードキャストパケットの送信動作に移行する．

さて，CTS を傍受した端末は CTS の RA（宛先アドレス）フィールドと自端末の隣接端末リストを参照し，CTS の宛先端末（Sender）と自端末が隣接しているかを検査する．

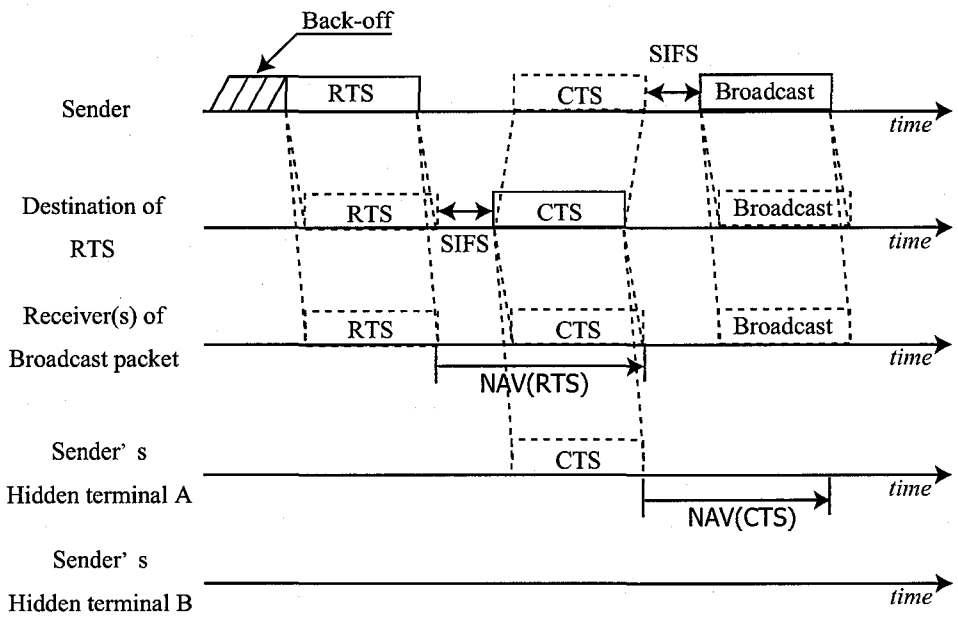


図 4.4　提案方式 SRTS におけるブロードキャスト送信制御

その結果，自端末が Sender と隣接している端末（Receiver(s)）であれば，直後に送信開始されるブロードキャストの受信準備に移る．逆に，そうでない場合は，自端末はブロードキャスト端末と隠れ端末の関係にある端末（Hidden terminal A）であるため，Sender のブロードキャストを妨害しないように自端末の送信を禁止する NAV(CTS) を設定する．

以上の手順によって，SRTS は一度の RTS/CTS 交換によってブロードキャスト送信中の隠れ端末の影響を抑制する．なお，同図において，Sender ならびに Destination と隣接していない端末（Hidden terminal B）の送信が抑制されないことがわかるが，SRTS は，前述のように算出した危険度減少値を元に，そのような端末が極力少なくなるような端末と RTS/CTS 交換を行う方式であることに注意したい．

4.3.5　SRTS の性能評価

本章では，SRTS の有効性を評価するために計算機シミュレーションを行った結果について述べる．評価の際に使用した諸元を表 4.3 に示す．

本評価では，文献 [61] と同様に，無線チャネルにおけるフェージングおよび雑音に起因する送受信の失敗は発生しないと仮定し，パケットの送受信の失敗はパケット同士の衝突によってのみ発生するものとした．さらに，本評価ではネットワークの端に存在する端末などによるエッジ効果の影響を排除し，提案方式の性能を純粋に評価するために，図 4.5 において白抜きの丸で示される端末のようにフィールド中央に位置する端末を選択し，その端末の通信範囲内で発生した事象のみをデータとして評価に用いた．

シミュレーションでは，ネットワーク中の全ての端末には指数分布に基づきランダムに送信要求を発生させた．ここで，フィールド中央に配置した端末に発生する送信要求は全

表 4.3 計算機シミュレーション諸元

Transmission Speed	11 Mbps
Communication Range	100 m
SIFS	10 μsec
DIFS	50 μsec
Slot	20 μsec
Contention Window Size	Min: 31, Max: 1023
MAC header	DATA: 24, RTS: 16, CTS, ACK: 10 (bytes)
Frame Check Sequence	4 bytes
PLCP header and preamble	192 μsec
RTS threshold	0
Payload	1024 bytes
Packet Arrival Process	Poisson Process

てブロードキャストパケットとして送信した．それ以外の端末に発生した送信要求はブロードキャスト受信を阻害するバックグラウンドユニキャストトラフィックとして取り扱うこととした．なお，ユニキャスト時の宛先は送信元端末の隣接端末からランダムに選択した．

また，本評価では，危険度に基づいた衝突回避制御の本質的な有効性を明らかにするために，ブロードキャスト送信端末は危険度算出に必要となる各リストの情報を既に取得した状態から評価を行った．

ブロードキャスト受信率

ブロードキャスト総送信パケット数を $Total_{BC}$ とし，ブロードキャスト受信端末数を N_{recv}，ブロードキャスト総受信パケット数を $Total_{recv}$ とした場合，ブロードキャストの受信率 $Ratio_{BR}$ を以下の式で定義する．

$$Ratio_{BR} = \frac{Total_{recv}}{Total_{BC} \times N_{recv}} \tag{4.1}$$

端末が一様分布するネットワークにおける性能評価

本節では，端末が一様分布するネットワークにおける提案方式の有効性を評価した結果について報告する．

本評価では，500m×500m のシミュレーションフィールド上に 100 端末をランダムに配置した．以降に示すグラフで用いる結果は，全て 1000 個のランダムに生成させたネット

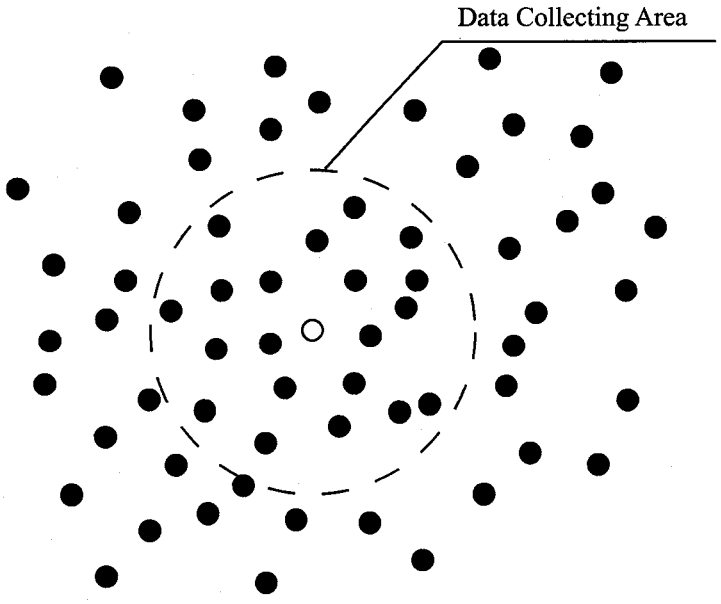


図 4.5　計算機シミュレーションにおけるデータ収集範囲

ワークトポロジを用いて行ったシミュレーションの結果を平均したものである．

SRTS の隠れ端末の危険度に基づく RTS/CTS 交換の有効性を評価するために，比較対象として IEEE 802.11 の他に，前述の BSMA 方式と同じラウンドロビンによって RTS/CTS 交換対象を選択する方式を取り上げた．尚，隠れ端末の危険度に基づく制御の有効性を純粋に評価するため，ラウンドロビン方式における RTS/CTS 交換対象の選択方法以外の制御は SRTS を全く同じものとした．以降のグラフ中では，IEEE 802.11，ラウンドロビン方式，SRTS をそれぞれ，IEEE 802.11，SRTS (Round robin)，SRTS (Proposed) と記載する．

図 4.6 にトラフィック–受信率特性を示す．同図より，全てのトラフィック条件下において SRTS は IEEE 802.11 ならびにラウンドロビン方式の 2 方式と比べて高いブロードキャスト受信率を示すことが確認できる．また，SRTS は IEEE 802.11 対してトラフィック 10Mbps 時に約 2 倍の受信率を達成していることも併せて確認できる．これらから，SRTS を用いることにより，効果的にブロードキャストの信頼性を向上できることがわかる．また，ラウンドロビン方式に対する SRTS の隠れ端末の危険度に基づく方式の優位性は特に高トラフィック時に高くなることもわかる．

次に送信所要時間を SRTS と衝突回復型の間で比較する．SRTS において 1 回のブロードキャストに要する時間 T_{SRTS} は以下で算出できる．同式では，RTS，CTS，DATA の送信に要する時間をそれぞれ $RTS_{duration}$，$CTS_{duration}$，$DATA_{duration}$ とし，$\frac{CW_i}{2} \times slot$ は i 回目のバックバックオフに要する時間の期待値を示している．ただし，再送を行わない SRTS ではバックオフも必ず初回となるため，以下の式 (4.2) に限っては $\frac{CW_i}{2} = \frac{CW_1}{2}$ となる．

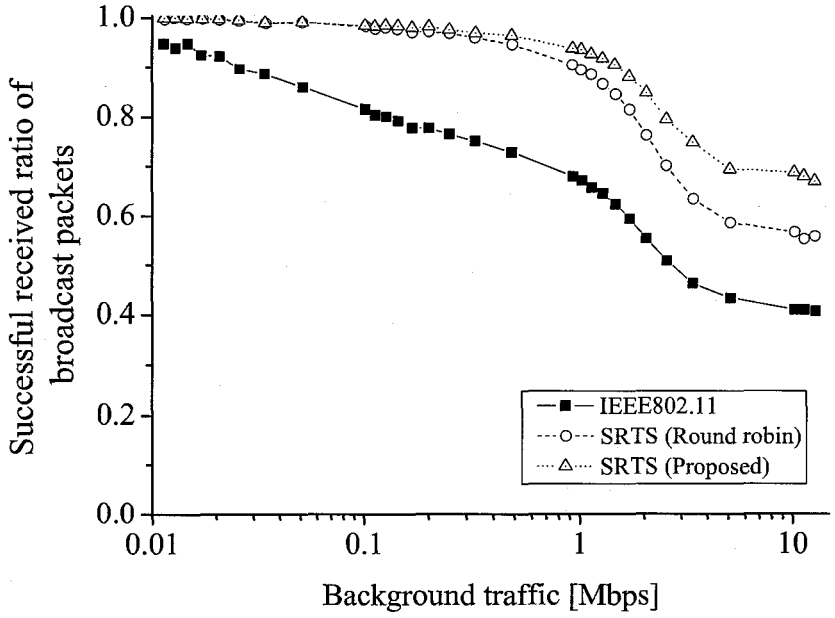


図 4.6 トラフィック–受信率特性

$$T_{SRTS} = DIFS + \frac{CW_i}{2} \times slot + RTS_{duration} + SIFS + CTS_{duration} + SIFS + DATA_{duration} \tag{4.2}$$

表 4.3 の値から上式を算出すると $T_{SRTS} \simeq 1.8m\,\mathrm{sec}$ となるのに対し，衝突回復型の i 回のブロードキャストに要する時間 $T_{recovery_i}$ は以下のようになる．

$$T_{recovery_i} = DIFS + \left(\frac{CW_i}{2} \times slot + DATA_{duration} + DIFS\right) \times i \tag{4.3}$$

同様に表 4.3 の値から上式を算出すると $T_{recovery_2} \simeq 3.1m\,\mathrm{sec}$ となり，2 回のブロードキャストでも大幅に T_{SRTS} を上回ることが分かる．以上から，SRTS を使用することは，送信所要時間も衝突回復型より短くできることが確認できる．

Payload や端末配置密度を変化させた場合の性能評価

本節では，Payload や端末配置密度を変化させた場合の性能評価結果を示す．

Payload を 512byte から 3072byte まで 512 ずつ変化させて行った計算機シミュレーション結果を図 4.7 に，ネットワーク中の端末数を 50 端末から 200 端末まで 50 端末ずつ変化させて行った計算機シミュレーション結果を図 4.8 にそれぞれ示す．なお，両図において受信率はバックグラウンドトラフィックが 10Mbps の場合の値を示している．また，両評価では，Payload，端末数以外の条件は前節と同一とした．

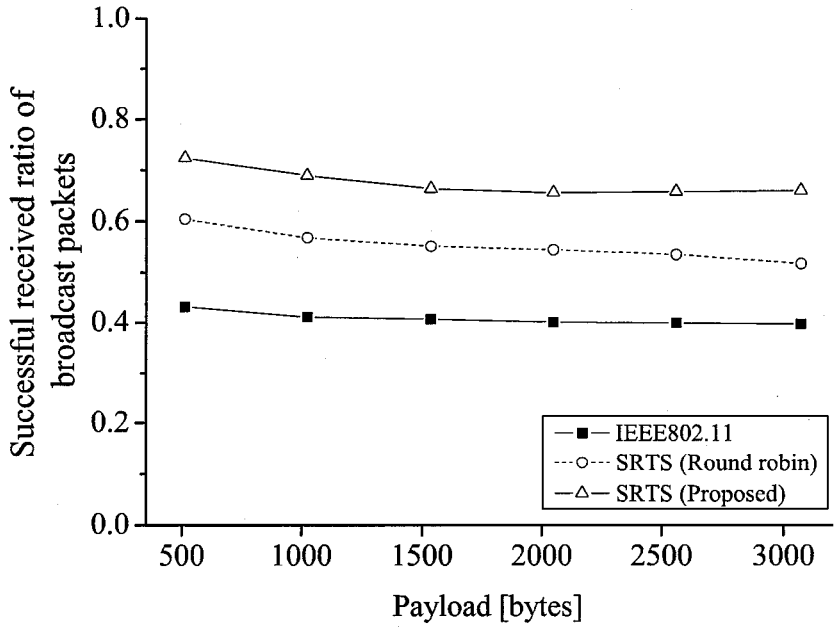


図 4.7　パケットサイズ–受信率特性（端末数=100）

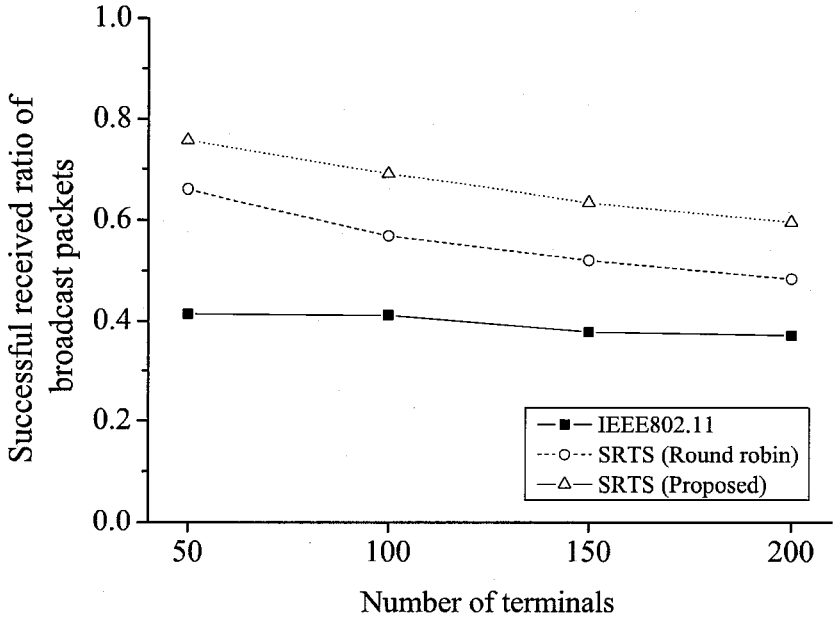


図 4.8　端末数–受信率特性（Payload=1024byte）

両図に示す結果から，全ての条件下において危険度に基づいた衝突回避制御を行う提案方式が最も高い受信率を達成することが確認できる．

端末位置の偏りを変化させたネットワークにおける性能評価

本節では，端末位置の偏りを変化させたネットワークの性能評価結果を示す．

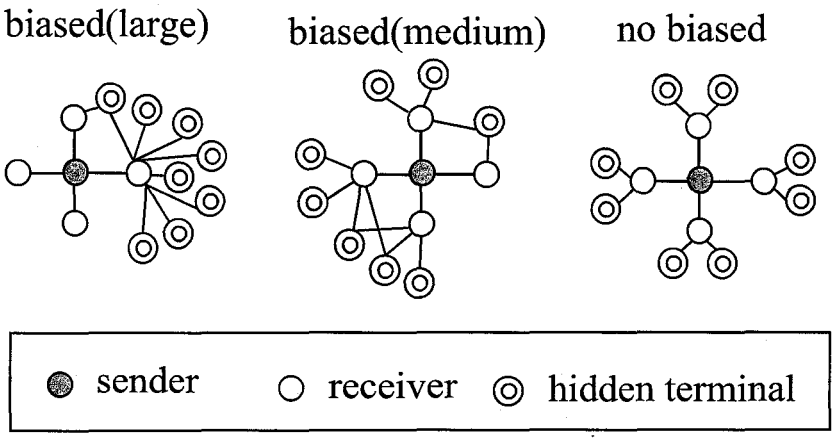


図 4.9 評価に用いたネットワークトポロジ

本評価に用いたネットワーク構成を図 4.9 に示す．同図では実際のネットワークの端末をグラフのノードに対応させて表現している．また，ネットワーク中の任意の 2 端末がお互いの通信範囲内に存在する場合，対応するグラフのノード間もエッジを引くことでこれを表現している．

以上のように表現したネットワークトポロジでは，隠れ端末の危険度に基づく RTS/CTS 制御の有効性を評価するために，トポロジごとに隠れ端末の存在位置の偏りを変化させている．隠れ端末の存在位置の偏りが大きなトポロジ順に並べると biased (large), biased (medium), no biased となる．ここで，biased (large) では，特定の 1 つの隣接端末（receiver）に全ての隠れ端末が隣接していることから，同隣接端末とその他の隣接端末との間の危険度減少値の差が最も大きくなる．次に，biased (medium) では，biased (large) に比べて隣接端末間の危険度減少値の差が小さくなる．また，no biased では，全ての隣接端末はそれぞれ等しい危険度を持つ隠れ端末とそれぞれ 2 端末ずつ隣接するという，全ての隣接端末間での危険度減少値がまったく等しいトポロジとなる．

尚，本評価では，端末数は同図に示す合計 13 端末とし，比較は前節と同じく SRTS に IEEE 802.11 ならびにラウンドロビン方式を加えた計 3 方式とした．

隠れ端末の存在位置の偏り大，中，なしのトポロジを用いて行った計算機シミュレーション結果を図 4.10，4.11，4.12 にそれぞれ示す．これらの結果から，SRTS はどのようなネットワークにおいても，IEEE 802.11 よりも高い性能を発揮することが確認できる．

さらに，SRTS は隠れ端末の存在位置に偏りが存在する場合にはラウンドロビン方式よりも高い性能を示すこと，また，偏りが大きな場合にその優位性も大きくなることがそれぞれ確認できる．しかしながら，偏りが全く存在しない場合には，両方式の間に性能の差は特に見られないことも確認できる．これは，偏りのないネットワークにおいては，どの隣接端末も等しい危険度減少値を有することから，ラウンドロビン方式によって RTS 送信先を選択する場合と SRTS を用いた方式の間で性能差が生じなかったものと考えられる．

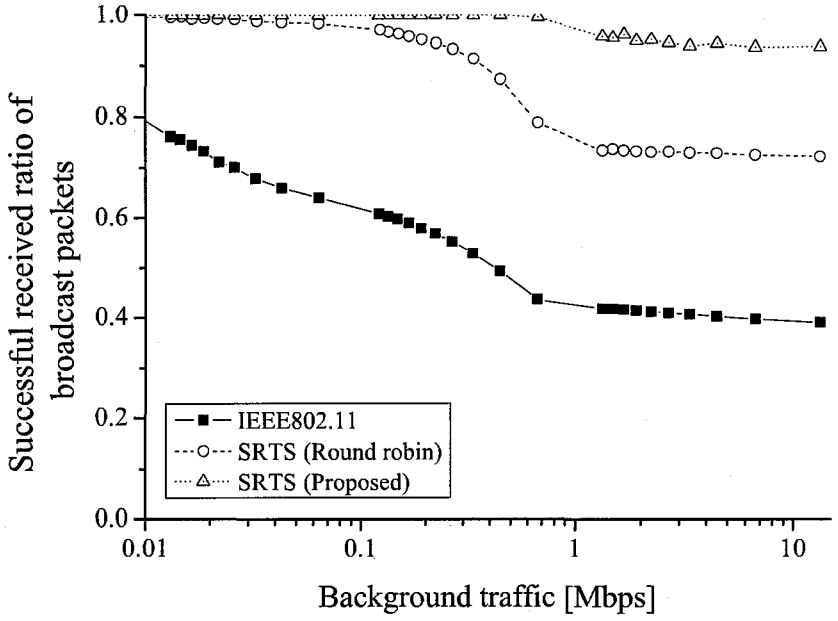


図 4.10　偏りが大きなネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

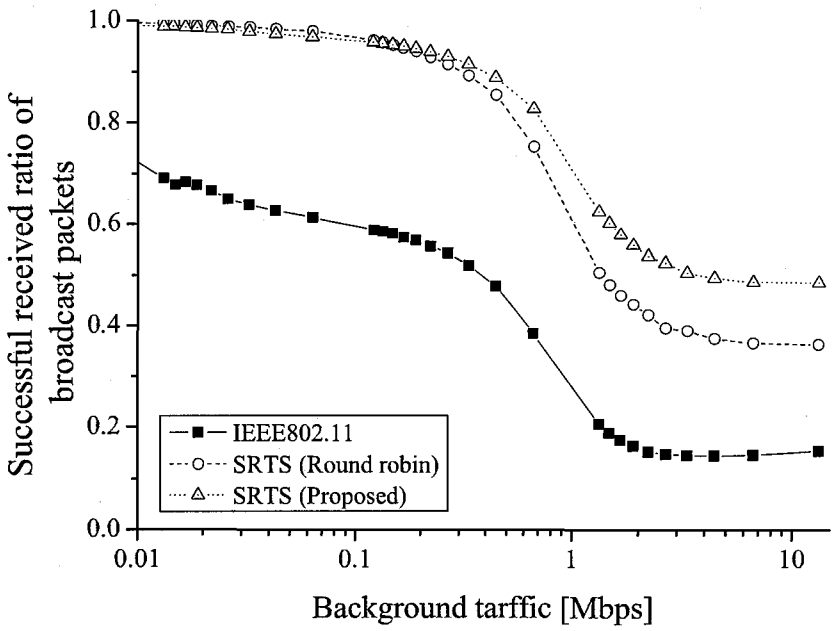


図 4.11　偏りが中程度のネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

4.4　2 段階の RTS/CTS 交換で広範囲の隠れ端末を抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル DRTS

これまで述べたとおり，隠れ端末の危険度に基づき RTS 送信先を決定する SRTS は，既存の IEEE 802.11 やラウンドロビンによって RTS 送信先を決定する方式に比べて高い

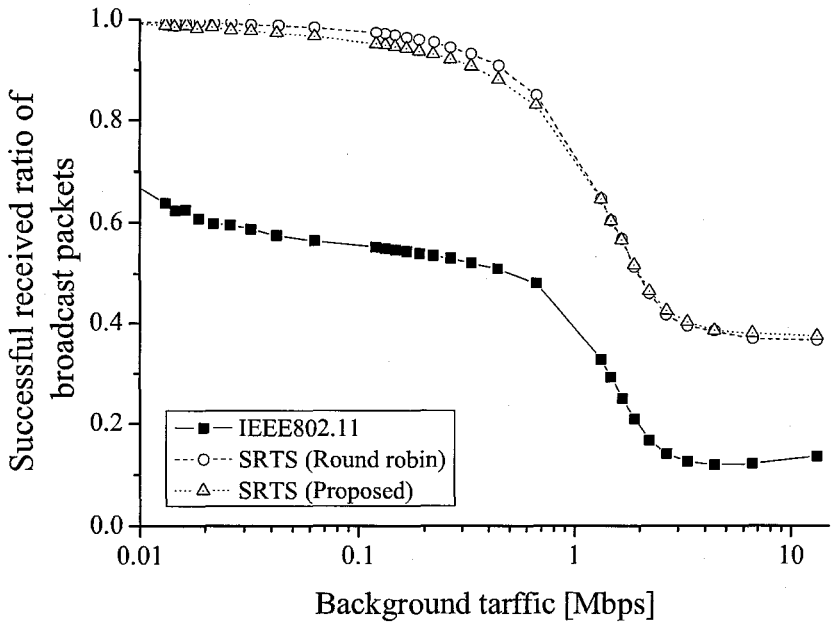


図 4.12　偏りのないネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

ブロードキャスト受信率を達成できることを明らかにした．

しかしながら，隠れ端末の存在位置に偏りが全く存在しない場合には，ラウンドロビンを採用する方式との性能の差が現れないことも明らかになった．そこで，本節では 2 段階の RTS/CTS 交換を用いて広範囲の隠れ端末を抑制することで，隠れ端末の存在位置の偏りがない場合でも，高いブロードキャスト受信率を達成する DRTS（Double RTS）方式の提案を行う．

DRTS における送信制御方式を図 4.13 に示す．同図に示すように DRTS では，RTS, BRTS（Broadcast RTS）の 2 種類の RTS を使用する．まず，最初の RTS では，SRTS と同じ手法で決定した端末を宛先として，ユニキャストで RTS/CTS 交換を行う．

この 1 度目の RTS/CTS 交換は，ネットワーク中で最も危険度の高いエリアに存在する隠れ端末を抑制することを目的としているため，対応する CTS が返信されない場合は，十分なブロードキャスト受信率が期待できないと判断し，送信端末はバックオフ状態に遷移する．逆に，RTS に対応する CTS の返信を確認した場合は，以下のように 2 度目の RTS/CTS 交換を行う．

2 度目の RTS/CTS 交換は，1 度目で送信禁止を通知できなかった隠れ端末を抑制することを目的として行うが，対象となる隠れ端末は 1 度目に対象となった端末と比べて危険度の低い端末となる．

そのため，ユニキャスト RTS を繰り返し行うと，送信オーバヘッドの増大を招くため，2 度目の RTS は複数の隣接端末を宛先としたマルチキャストの BRTS を送信する．ここで，BRTS は，従来の RTS と同じフレーム形式とするが，送信先アドレスを示す RA にはブロードキャストアドレスを設定する．従って，2 度目の RTS/CTS 交換では，送信端末に向けて複数の CTS が同時に返信されることとなるため，衝突により，全ての CTS を

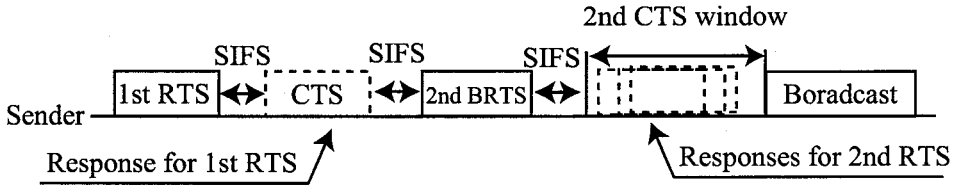


図 4.13 DRTSにおける送信制御

正しく受信することができない．そこで，2度目のCTSに対しては，図4.13の2nd CTS windowとして示すように，CTSの返信を受け付ける期間のみを設定し，同期間内に返信されたCTSは受信等の処理を特に行わないこととする．ここで，2nd CTS windowの長さは1度目のRTS/CTS交換時に受信したCTSパケットの長さにSIFS時間を加えた長さとする．

ところで，2度目のRTSを受信した全ての端末がCTSを返信してしまうと，隠れ端末上でCTS同士が衝突を起こす可能性がある．例えば，図4.9のbiased (medium)に示すトポロジにおいて，全てのreceiverがCTSを同時返信すると，3つの隠れ端末上でCTSが衝突を起こし，これらの隠れ端末の送信が抑制できなくなる．そこで，隠れ端末におけるCTSの衝突を避けるために，2度目のRTSに返信する端末は$BRTS_{reply}$リストに指定された端末のみとする．ここで，$BRTS_{reply}$リストに指定する端末は以降の節で述べる手続きによって決定する．

4.4.1 $BRTS_{reply}$ リストの決定手続き

以下に，DRTSにおいて2度目のRTS/CTS交換において，CTSを返信する端末を指定する$BRTS_{reply}$リストを決定する手続きを示す．

1. 1度目のRTSの宛先端末とその端末の通信範囲に位置する隠れ端末を除外したネットワークの端末，通信リンクをそれぞれノード，エッジに対応させたグラフ$G_{network}$を作成する．
2. 上記で求めたグラフについて，隠れ端末の危険度ならびに危険度減少値を算出し，最大の危険度減少値を持つ端末を$BRTS_{reply}$リストに加える．
3. 上記に対応する端末，その端末の隠れ端末ならびに隠れ端末と隣接する端末にそれぞれ対応するノードとエッジを$G_{network}$から除外したグラフを，新たな$G_{network}$とする．
4. 送信端末の隣接端末に対応するノードが$G_{network}$に残っている場合，手順2に戻り手続きを続行する．そうでない場合は手続きを終了する．

以上のようにして決定された$BRTS_{reply}$リストは周辺端末にSRTS方式によるブロードキャストによって配信することとする．

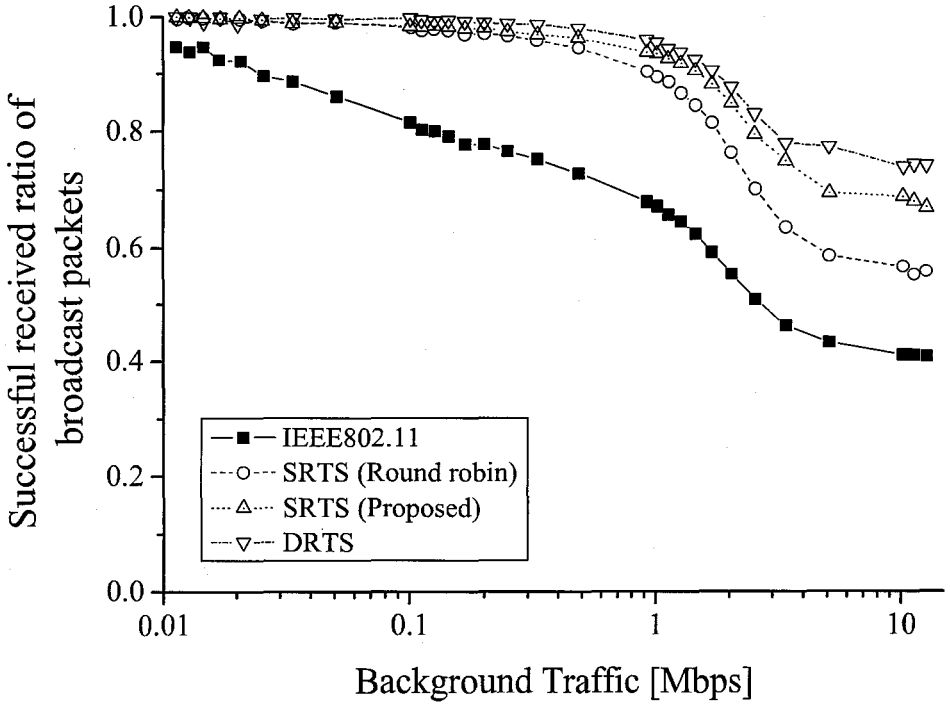


図 4.14　トラフィック–受信率特性

その際は図 1 中の DATA と同じフレーム形式で送信するが，受信端末において $BRTS_{reply}$ リストとその他の DATA を識別するために，Frame control 中の DATA サブタイプを示すフィールドに，現在，標準規格において未使用の 1000 から 1111 のいずれかの番号を記載することとする．

4.4.2　DRTS の性能評価

端末が一様分布するネットワークにおける性能評価

本節では，4.3.5 節と同様に端末が一様分布するネットワークにおける DRTS の有効性を評価した結果について報告する．評価に用いた全ての条件は 4.3.5 節と同様とした．

計算機シミュレーションによって得られたトラフィック–受信率特性を図 4.14 に示す．同図より，どのようなトラフィックにおいても DRTS が最も高いブロードキャスト受信率を達成することが確認できる．

次に送信所要時間を DRTS と衝突回復型の間で比較する．DRTS における 1 回のブロードキャストに要する時間 T_{DRTS} は以下で算出できる（RTS と BRTS の送信時間は同じであるため，以下の式では両者を $RTS_{duration}$ で示す）．

$$T_{DRTS} = DIFS + \frac{CW_i}{2} \times slot + (RTS_{duration} + SIFS + CTS_{duration} + SIFS) \times 2 + DATA_{duration} \quad (4.4)$$

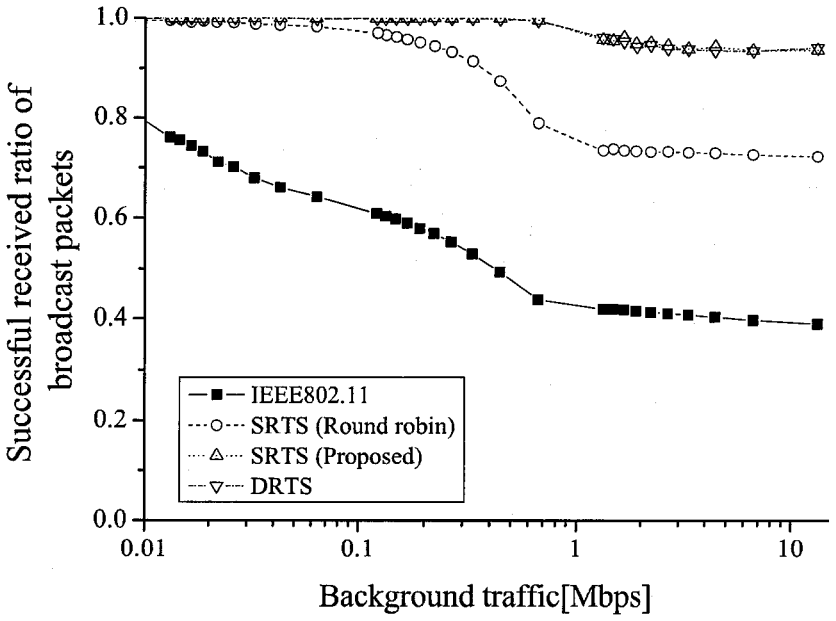


図 4.15 偏りが大きなネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

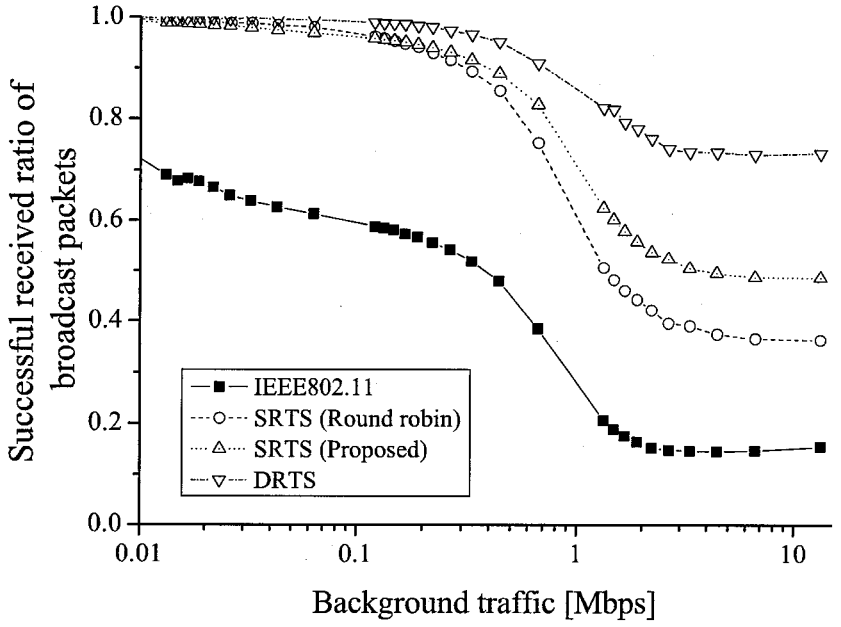


図 4.16 偏りが中程度のネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

表 (4.3) の値から上式を算出すると，$T_{DRTS} \simeq 2.5m\,\mathrm{sec}$ となり，SRTS より若干増加するものの 4.3.5 節に示した 2 回以上ブロードキャストする衝突回復型よりも短い所要時間を送信できることが確認できる．

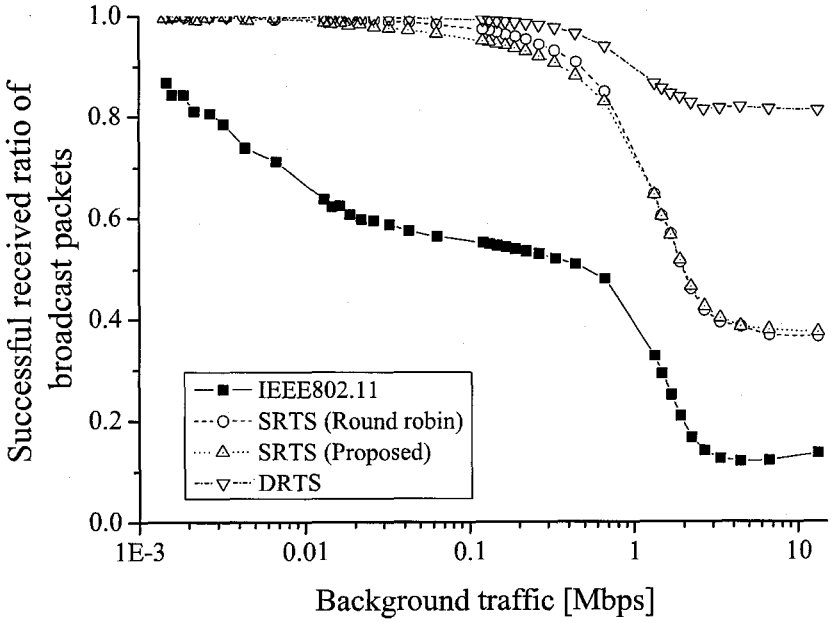


図 4.17　偏りのないネットワークトポロジにおけるトラフィック–受信率特性

端末位置の偏りを変化させたネットワークにおける性能評価

本節では，4.3.5 節と同様に隠れ端末の存在位置の偏りを変化させた場合における性能評価を行った．評価に用いた全ての条件は 4.3.5 節と同様とした．

隠れ端末の存在位置の偏り大，中，なしのトポロジを用いて行った計算機シミュレーション結果を図 4.15，4.16，4.17 にそれぞれ示す．

これらの図より，SRTS が最も効果を発揮していた偏りの大きなトポロジでは，DRTS と SRTS の間に性能の差は見られないことがわかる．これは，図 4.9 からも分かるとおり，一度の RTS/CTS 交換により，全ての隠れ端末の送信を抑制できるため，DRTS による 2 度目の RTS/CTS 交換で新たに抑制される隠れ端末が存在しないためであると考えられる．

しかしながら，その他のネットワークにおいては，常に DRTS が最も優れたブロードキャスト受信率を達成することが確認できる．特に，ラウンドロビン方式に対する SRTS の優位性が確認できなかった偏りなしのネットワークにおいても，DRTS の 2 度目の RTS/CTS 交換によって大幅に性能が向上することが図 4.17 から確認できる．

4.5　結言

本章では，IEEE 802.11 におけるブロードキャスト時の信頼性を向上する方式について検討を行い，再送処理を用いずにブロードキャスト受信率を向上する方式として，まず，隠れ端末の危険度に基づいた SRTS 方式の提案を行った．

SRTS の有効性を評価するための計算機シミュレーション結果から，SRTS は標準規格である IEEE 802.11 や，ラウンドロビンによって RTS 送信先を選定する方式に比べて高い性能を達成できることを明らかにした．

しかしながら，1 度の RTS/CTS 交換のみでブロードキャストの衝突を回避する SRTS 方式では隠れ端末の存在位置の偏りが大きな場合に大きな効果を得る反面，偏りが小さい，もしくは存在しない場合には，ラウンドロビン方式に対する優位性は小さくなることも明らかにした．そこで，2 段階の RTS/CTS 交換を行う DRTS 方式を提案し，同方式を用いることによって，隠れ端末の存在位置に偏りが存在しない場合においてもラウンドロビン方式に対して常に高い性能を達成できることを明らかにした．

一方，DRTS 方式では，2 度目の RTS/CTS 交換においてより広いエリアに向けて CTS を送信することにより，多くの端末が送信を延期させられてしまう．そのため，DRTS の使用により周辺端末に与える影響は大きく，頻繁に使用すると他の端末のユニキャストスループットの低下等を招く危険性がある．そのため，適切な Multi-hop 通信経路を構築するためのフラッディング等のように高い精度でブロードキャストを成功させる必要がある場合に DRTS を使用するなど，用途を考慮したブロードキャストプロトコルの使い分けが必要であると考えられる．

第5章

隠れ端末の存在環境下における MAC レベルの送信機会均等化手法

関連論文 [64–66]

5.1 緒言

本章では，隠れ端末が存在する環境下において IEEE 802.11 を用いたアドホックネットワークを構築する場合の MAC レベルの送信機会を端末間で均等化する手法の提案を行う．

まず，IEEE 802.11 の MAC 層における端末間の送信権割り当てを制御するランダムバックオフ制御，ならびにバックオフタイマ持ち越し制御が，隠れ端末の存在環境下で機能しないという問題点を述べた後に，そのような環境下においても端末間での送信機会の公平性を向上する手法として，既存の IEEE 802.11 端末と混在した場合にも性能向上効果を得ることのできる WLPB（Weighted Limited Packet Burst）方式を提案する．そして，計算機シミュレーションを用いて提案方式を評価し，WLPB は既存の IEEE 802.11 規格に比べてスループットを低減させることなく送信機会の均等化を実現できること，既存の IEEE 802.11 規格に準拠した端末が混在するネットワークにおいても性能向上効果が得られることを明らかにする．

5.2 バックオフアルゴリズムと送信権割り当て

IEEE 802.11 の MAC プロトコルは，衝突によりパケットが正しく受信されなかったことを検知した際は再送処理に移る．その際，再度の衝突を避けるために再送タイミングはバックオフアルゴリズムによって決定される．バックオフアルゴリズムは BEB（Binary Exponential Back-off） [67] がよく使われている．現在，ノート PC をはじめとした携帯

端末に実装されるなど，広く普及している標準規格である IEEE 802.11 [2] の MAC プロトコルにおいても BEB が採用されている．

BEB では，衝突が繰り返し発生した場合はチャネルが高負荷状態にあると判断し，バックオフ期間を決定するための乱数発生範囲である CW（Contention Window）を増加させる．逆に，送信が成功した場合はチャネルが低負荷であると判断し，CW を最小値に設定する．しかしながら，パケット衝突が頻発する高トラフィック時には端末間で CW の値のばらつきが大きくなり，端末間に送信機会の不公平状態を生じてしまう [68]．

この問題を解決するために様々な方式が提案されている．MILD（Multiplicative Increase and Linear Decrease）[17] では，CW を BEB に比べて緩やかに増減する方式を提案している．また，文献 [69]，[70] では，CW のばらつきをさらに小さくするために，端末間でバックオフカウンタの値を共有するバックオフカウンタコピー方式を提案している．しかし，これらを含む多くの提案方式では，不公平状態を軽減するトレードオフとしてスループット性能を低下させてしまうことが報告されている [71]．そのため，文献 [72–75] では，不公平状態の軽減とスループット性能向上の両者を実現する方式の提案が種々行われている．

これら全ての提案方式では，同一ネットワーク中の全端末が提案方式を実装するという前提に基づいて構成されている．すなわち，広く普及する IEEE 802.11 規格の端末と混在したネットワークではその効果を発揮できないことになる．これは，これらの方式がバックオフアルゴリズムを改良することにより，不公平状態の軽減に対応していることに起因する．例えば，文献 [76] ではチャネルのビジー期間，文献 [75] はアイドル期間の長さに基づいてそれぞれ CW の値を選択する．また，ネットワーク中でアクティブ状態にある端末数 [77]，自端末に割り当てられた重み [73]，もしくはそれ以外の基準 [72,74,78] で CW を決定する方式も提案されているが，総じて，送信機会を十分に得ている端末が大きな CW 値を選択しチャネルのアイドル期間を増加させることで，その他の端末の送信機会を増加させるという，不公平な状態にある端末にとって受動的な解決策であるといえる．

そこで，本章では，バックオフアルゴリズムを改良することで送信機会の不公平状態を改善する受動的な解決策ではなく，不公平状態にある端末が自端末の送信状況に応じて適応的かつ自発的に複数パケットをバースト送信する WLPB（Weighted Limited Packet-Burst）方式を提案する．同方式を用いれば，不公平状態にある端末が能動的に自端末の不公平状態を軽減するので，既存の IEEE 802.11 端末との混在環境下においても不公平状態の改善が期待できる．本章では，まず，BEB 方式の動作について述べた後に，BEB を採用する既存の IEEE 802.11 における送信機会の不公平状態について議論し，これを解決するために WLPB 方式を提案する．また，提案方式の有効性を計算機シミュレーションにより明らかにする．

表 5.1 計算機シミュレーション諸元

Data Rate	11 Mbps
Communication Range	250 m
SIFS	10 μsec
DIFS	50 μsec
Slot	20 μsec
Contention Window Size	Min: 31, Max: 1023
MAC header	DATA: 24, RTS: 16, CTS, ACK: 10 (bytes)
Frame Check Sequence	4 bytes
PLCP header and preamble	192 μsec
RTS threshold	0
Payload	512 bytes
Packet Arrival Process	Poisson Process
Number of Terminals	50
Terminals Location	random

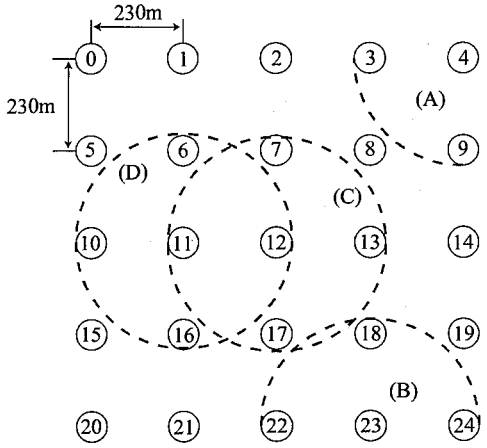


図 5.1 ネットワークトポロジ

5.3 IEEE 802.11 における送信機会の均等割り当て制御

本節では，IEEE 802.11DCF において発生する送信機会の不公平状態を計算機シミュレーションにより示す．シミュレーション諸元は IEEE 802.11b に従い表 5.1 に示すものとし，ネットワークトポロジは図 5.1 に示すものを用いた．本評価では，隣接端末数の偏りから生じる送信機会の不公平状態の状況を調査するために同図のように端末の配置位置によってその隣接端末数が異なるモデルを使用している．ここで，図 5.1 における，(A), (B), (C) はそれぞれ端末 4，12，23 の通信範囲を示しており，これらから，ネットワー

ク中の端末は 2 台から 4 台の端末と隣接していることが確認できる．また，本節における評価実験では，端末間での隣接端末数の偏りに起因する不公平状態のみを調査するため，隣接端末数を除く全てのパラメータは同じものを用いている．また，本章おける全ての評価における全てのデータは 1000 回のシミュレーション結果の平均を示す．

5.3.1 帯域使用率

端末レベルでの公平度を定量的に評価するためにネットワーク中の端末 i の帯域使用率 BW_i を次のように定義する．議論を簡単にするために，以下では，まず，ネットワーク中の任意の端末の端末隣接端末数は等しいとする．

$$BW_i = \frac{Th_i}{ABW_i} \tag{5.1}$$

ここで，Th_i ならびに ABW_i はそれぞれ端末 i のスループットならびに割当帯域幅とする．ABW_i は次式で導出する．

$$ABW_i = \begin{cases} Tr_i, & if\ Tr_i \leq MaxTh_i \\ MaxTh_i, & if\ Tr_i > MaxTh_i \end{cases} \tag{5.2}$$

ここで，Tr_i は端末 i のトラフィックとし，$MaxTh_i$ は理想的な状態における端末 i の使用可能帯域幅とし，次のように定義する．

IEEE 802.11DCF では，1 パケットを送信するために要する時間 (T_{time}) は図 5.2 に示す通りとなる．従って，チャネルが衝突無く各端末によって理想的に使用される場合，チャネルは図 5.2 を 1 周期とする状態が隙間無く繰り返されることとなる．また，そのような場合のチャネルの最大スループット（$MaxTh$）は次式から求めることができる．

$$MaxTh = \frac{Data\ size}{T_{time}} \tag{5.3}$$

$$\begin{aligned} T_{time} = DIFS + \frac{CW_{min}}{2} + RTS_{duration} + SIFS \\ +CTS_{duration} + SIFS + DATA_{duration} \\ +SIFS + ACK_{duration} \end{aligned} \tag{5.4}$$

さらに，端末 i の隣接する端末数を N_i とし，端末 i が隣接する端末と公平にチャネルを共有するとした場合，$MaxTh_i$ は次式の通りとなる（前述のように，ネットワーク中の任意の端末 j について，$N_i = N_j$ とする）．

$$MaxTh_i = \frac{MaxTh}{N_i + 1} \tag{5.5}$$

次に，端末ごとに隣接端末数が異なる一般的なネットワークについて考える．ここでは例として図 5.1 を取り上げる．上述する端末の使用可能帯域幅では，チャネルの帯域幅を

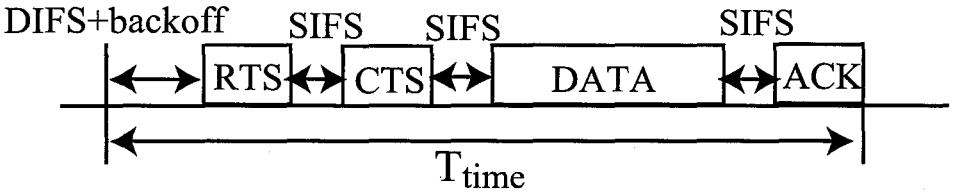


図 5.2　1 パケット送信に要する時間

式 (5.5) を基準に分配するが，このような方法では，必ずしもチャネルの帯域幅を正しく各端末に割り当てることはできない．

例えば，図 5.1 において，端末 4 は (A) で示される範囲の端末 3，4，9 とチャネルを共有することになるが，式 (5.5) を用いた帯域幅の分配では $\frac{1}{4}+\frac{1}{3}+\frac{1}{4}=0.83$ となり，チャネル帯域全てが各端末に割り当てられない．逆に，端末 11 に着目した場合は (D) の範囲の端末とチャネルを共有することになるが，式 (5.5) を基準とした端末 11 上のチャネル割当は $\frac{1}{5}+\frac{1}{4}+\frac{1}{5}+\frac{1}{5}+\frac{1}{5}=1.05$ となり，チャネルの帯域幅を上回る割当を行うことになる．

従って，各端末の使用可能帯域幅の和が実際のチャネル帯域と等しくなるような割当を行うには，単に隣接端末数のみを基準とするのではなく，ネットワーク全体のトポロジを把握する必要がある．しかしながら，IEEE 802.11DCF においてキャリアセンスによって存在を把握できるのは隣接端末のみであることや，前述の 4 章で述べた RTS，DATA パケットのヘッダ情報から存在を把握できるのは 2 ホップ先の端末に限られるため，ネットワーク全体のトポロジを任意の端末が自律分散的に MAC 層の情報のみで簡易に把握することは難しい．

そこで，本章では，式 (5.5) を基準に算出される使用可能帯域幅を MAC 層の情報のみによって各端末が自律的に算出できる推定使用可能帯域幅と定義し，以降，本章の議論を行う．

5.3.2 Fairness Index

ネットワーク全体での端末間の送信機会の公平度を定量的に評価する指標として Fairness Index を使用する [79]．Fairness Index f は，n をネットワーク中の端末数とし，$BW_i(1 \leq i \leq n)$ を端末 i の帯域使用率とした場合，以下の式で算出できる．

$$f = \frac{(\sum_{i=1}^{n} BW_i)^2}{n\sum_{i=1}^{n} BW_i^2} \quad (1 \leq i \leq n) \tag{5.6}$$

上式において，f は 1 以下の値をとり，その値が 1 に近いほどネットワーク全体の公平度が高い状態にあることを示す．

表 5.2 帯域使用率の平均値と分散

	IEEE 802.11	
	Partially congested	Fully congested
平均値	0.645	0.513
分散	0.046	0.020
変動係数	0.333	0.276

5.3.3 送信機会の不公平状態の調査

図 5.3 に IEEE 802.11DCF におけるトラフィック–Fairness Index 特性を計算機シミュレーションによって調査した結果を示す．同図から，高トラフィック環境下において Fairness Index が低下することが確認できる．また，Fairness Index はトラフィックが約 0.5Mbps の場合に最低値をとることも確認できるが，この理由は次のように考えることができる．

まず，図 5.1 のトポロジにおいて，最もトラフィックが集中するエリアは端末 12 を中心とするエリア (C) となる．従って，トラフィックが増加した際に最も早く輻輳状態となるのも同端末を中心としたエリアとなる．

さて，チャネルが輻輳状態にあるエリアでは，パケットの衝突が頻繁に発生することで端末の帯域使用率が低下する．しかし，隣接端末数が少ない端末，例えば端末 0，4，20，24 等を中心とするエリアではチャネルに余裕があり，衝突による帯域使用率の低下は発生しない．結果として，これらの端末とエリア (C) 内の端末との間に帯域使用率の大きな差を生じることで Fairness Index が最も低下したと考えられる．

一方で，1Mbps 以上のトラフィックでは Fairness Index は若干回復した後に一定値を示すことが確認できる．これは，全てのエリアでチャネルが輻輳状態となることで全端末の帯域使用率が低下し，端末間の帯域使用率の差が前述の場合と比べて小さくなるためであると考えられる．

次に，これらの 2 つの状況をそれぞれ Partially congested（トラフィック 0.5Mbps），Fully congested（トラフィック 1Mbps）としてさらに詳細に調査した結果について述べる．図 5.4 は IEEE 802.11DCF における各端末の帯域使用率を示している．同図の横軸は図 5.1 に対応する端末番号とし，縦軸はそれぞれの端末の帯域使用率とした．なお，同結果から求めた帯域使用率の平均値と分散ならびに変動係数を表 5.2 にまとめる．

同図より，IEEE 802.11DCF では端末間で帯域使用率に大きなばらつきが生じていることが確認できる．また，帯域使用率の平均値は Partially congested の場合が高くなっているものの，相対的な帯域使用率のばらつきを示す変動係数もまた Partially congested の場合に大きくなっていることが確認できる．

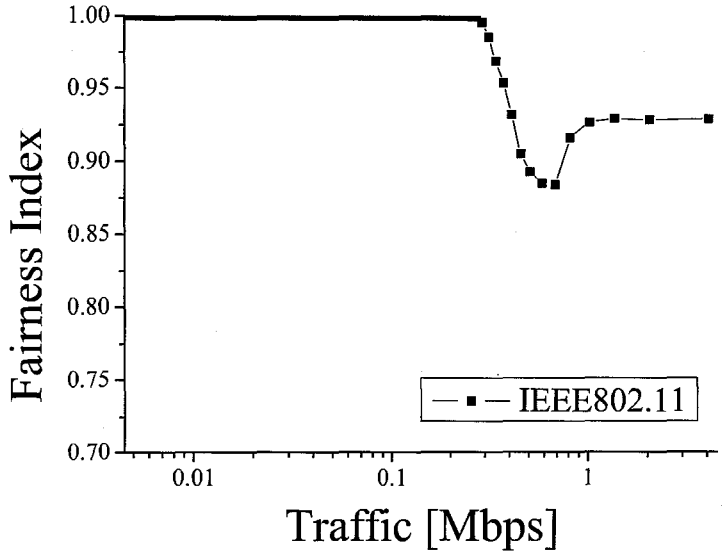


図 5.3　トラフィック–Fairness Index 特性

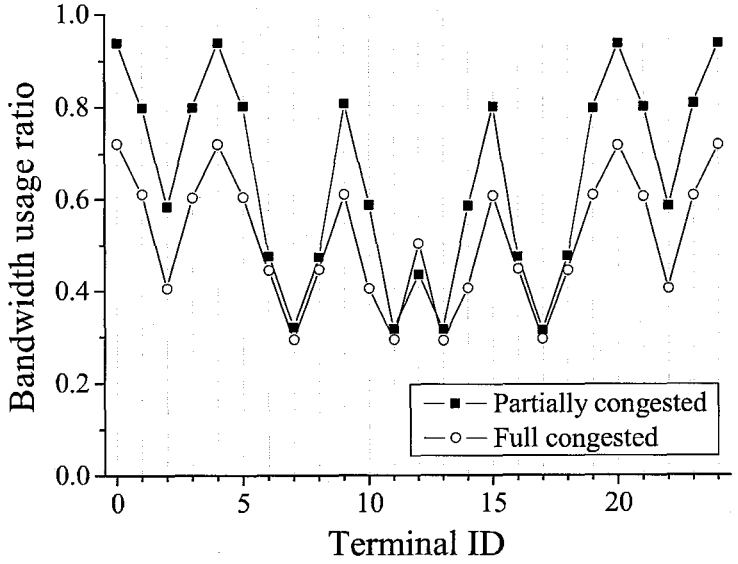


図 5.4　IEEE 802.11 における帯域使用率

5.4　送信機会均等化方式：WLPB

本節では，スループットを低下させずに IEEE 802.11 における送信機会を均等化する LPB（Limited Packet-Burst）方式ならびに，端末間の偏りに対する性能低下を軽減した WLPB（Weighted LPB）を提案する．LPB 方式では，不公平状態にある端末が適応

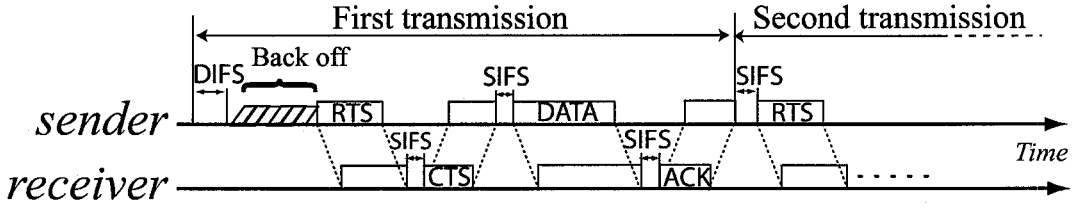


図 5.5 パケットの連続送信

的に複数パケットをバースト送信することで，1 度の送信機会で複数のパケットを送信することを可能とする．そのため，LPB 方式はこれまでに提案された方式が採用する受動的な解決策とは異なり，不公平状態にある端末が自発的に自身の送信状態を改善する能動的な解決策であるといえる．

5.4.1 複数パケットの連続送信

IEEE 802.11 における送信制御方式である DCF では，新たな送信を開始する端末は必ずチャネルが DIFS 時間アイドルであることを確認する必要がある．そのため，もし任意の端末がある送信を成功させた直後に，DIFS 時間よりも短い間隔で後続のパケットを送信すれば，その他の端末の送信に割り込まれること無く，1 度の送信機会で複数のパケットの送信を成功させることができる．

これに対し，IEEE 802.11 系規格の QoS を向上するために規定された規格である IEEE 802.11e [80] における送信制御方式である EDCA（Enhanced Distributed Channel Access）では，一度の送信機会で複数パケットを連続送信するためのオプションとして TXOP（Transmission Opportunity）制御が実装されている．TXOP 制御では，複数のパケットを連続送信する場合は，先行するパケットの送信終了後に SIFS 時間の短い間隔で後続するパケットを送信するよう規定している．TXOP 制御での一度の送信機会における連続送信数は TXOP Limit に設定される回数までとなっている．

この点に着目し，本章における提案方式でも，任意の端末が複数パケットを連続送信する場合は，図 5.5 に示すように，TXOP 制御と同様に 2 回目以降の送信開始時に SIFS 時間のアイドル時間を検出することで送信を開始する．しかしながら，EDCA に対応しない端末においても送信機会の均等化を実現するために，パケットの連続送信適用の判断は TXOP 制御ではなく，後述する基準によって決定する．

5.4.2 不公平状態の判別式

LPB 方式では，ネットワーク中の端末 i は各端末が自律分散的に算出する自端末の帯域使用率 BW_i と以下の式に基づいて自端末の不公平状態を判断する．ただし，α は，あらかじめ定める値を示し，その設定方法は後に詳しく述べる．

$$BW_i \begin{cases} > \alpha : & Overrun \\ = \alpha : & Satisfied \\ < \alpha : & Unsatisfied \end{cases} \tag{5.7}$$

さて，式 (5.2) より，高トラフィック時においては各端末が自端末の割り当て帯域幅を衝突なく全て理想的に使い切った場合に，低トラフィック時においては各端末に生じた送信パケットの送信が全て成功した場合に BW_i はそれぞれ 1 となることから，$0 \leq \alpha \leq 1$ とする．なお，状態を判別する閾値である α については後述する．

5.4.3 LPB 方式の制御方式

LPB 方式の制御方式を以下に述べる．

(1) キャリアセンスの結果から新たな送信権を獲得した端末は標準の IEEE 802.11 に従いパケットを送信する．
(2) 上記の送信終了後，送信端末は自端末の送信状態を式 (5.7) により判断する．
(3) 上記の判断結果から，自端末が *Satisfied* もしくは *Overrun* である場合は，端末はそのまま一連の送信手続きを終了する．逆に，*Unsatisfied* である場合には，次のステップへ進む．
    - 自端末の送信バッファをチェックし，バッファにパケットが残っているかどうかに応じて次のいずれかを実行する．
        - **バッファが空でない場合:** バッファの先頭にあるパケットを SIFS 時間後に連続して送信する[*1]．この送信の終了後，端末は上記のステップ (2) に戻る．
        - **バッファが空である場合:** 端末は一連の送信手続きを完了する．

以上のように，LPB 方式では自端末が不公平な状態にあると判断した場合は，ACK 受信後に SIFS 時間で連続するパケットの送信を開始する．なお，この際の新たな送信時においても，RTS/CTS 交換により一定時間の送信を抑制する NAV（Network Allocation Vector）を周囲の端末に設定するため，隠れ端末の送信は抑制される．

5.4.4 重み付き LPB（Weighted LPB）

前節で述べたように，LPB 方式は式 (5.7) を用いて状態判別を行う．ここで，図 5.4 に示した状況に LPB 方式を適用した場合を例に挙げて，状態判別式における閾値 α と LPB 方式の効果の関係について考える．

[*1] 5.4.1 節にも述べたとおり，新たなパケットの送信開始前に待機する期間を DIFS から SIFS に変更することにより，一度送信権を確保した端末はその他の端末の送信に割り込まれること無く複数パケットを連続して送信することが可能となる．

まず，α と LPB 方式の効果の一般的な関係について考える．LPB 方式では帯域使用率が α 以下の場合にバースト送信を行うため，α を高く設定することによりバースト送信数を増加させることができる．しかしながら，必要以上に高い値に設定すると，十分に送信機会を得ている端末までもがバースト送信することにより，ネットワークの公平度は逆に低下すると考えられる．これとは逆に，α を低く設定した場合には，バースト送信数が減少するために，LPB 方式による公平度向上効果を得ることは難しくなる．

次に，チャネル状態と α の関係について考える．まず，ネットワークの一部でチャネルが輻輳状態にある Partially congested では，十分に送信機会を得ている端末の帯域使用率は非常に高い．そのため，α を比較的高い値に設定しても不公平状態にある端末のみにバースト送信させることができると考えられる．

しかしながら，ネットワーク中の全てのエリアでチャネルが輻輳状態にある Fully congested では，十分に送信機会を得ている端末の帯域使用率も Partially congested の場合と比べて大きく低下する．そのため，このような状況下で α の値を必要以上に高く設定してしまうと不公平状態にある端末のみにバースト送信させることはできない．また，前述した理由により，単純に α の値を低く設定するだけでも公平度向上効果は期待できない．そのため，Fully congested 状態では α の値を注意深く選択しなければならない．

ところが，各端末の帯域使用率は隣接端末の配置状況に起因する衝突発生確率に大きく影響を受けるため，LPB 方式を適用する際は異なるネットワーク毎に α の値を選択する必要が生じる．当然のことながら，この適切な値はトポロジごとに実測によって決定することもできるが，全てのネットワークトポロジに対して実測を行うことは現実的ではない．

そこで，この問題を解決するために，本節では重み付き LPB（WLPB）方式を提案する．WLPB では，隣接端末数の偏りに応じて各端末の不公平状態の判別閾値 α を変化させる．隣接端末数に偏りがある場合，例えば図 5.1 において互いに隣接する端末 5 と 6 では，端末 5 は 6 に比べて隣接端末数が少ない．そのため，端末 5 は 6 に比べて少ない端末との競合で容易に送信権を確保できると考えられる．したがって，WLPB では不公平状態に陥りやすいと考えられる端末 5 にはバースト送信を多く許可するために高い閾値を，そうでない端末 6 に対しては，逆に低い閾値を設定する．

このように WLPB では，単一の閾値で全ての端末のバースト送信数を制御する LPB とは異なり，不公平状態にある端末とそうでない端末に対し，それぞれ異なる閾値によってバースト送信数を制御することで，トポロジの変化による影響を受けにくくした方式であるといえる．

さて，WLPB をネットワークに適用するためには端末配置の偏りを把握することが必要となるが，MAC 層のみの情報でネットワーク全体のトポロジを把握することは困難である．また，トポロジを把握するための新たな制御パケットを導入してしまうと，IEEE 802.11 のみを採用する端末との互換性を失ってしまう．そのため，WLPB では隣接端末が送信するパケットの傍受のみにより隣接端末数の偏りを推測する．

具体的には，ネットワーク中の端末 i は自端末と隣接する端末と接続する隣接端末数を調査し，平均隣接端末数（$AvgN_i$）を算出する．$AvgN_i$ は，隣接端末の RTS，DATA を

傍受することにより調査する．ところで，IEEE 802.11 に実装されている RTS，DATA のヘッダには宛先ならびに送信元アドレスが記載されている．そのため，例えば，図 5.1 の端末 23 は端末 18 が送信する RTS（DATA）のヘッダ情報から端末 18 の隣接端末数が 4 であると知ることができる．

次に，端末 i は N_i と $AvgN_i$ を比較し，$N_i < AvgN_i$ が成り立つ場合には，状態判別式として，式 (5.7) に代えて以下の式 (5.8) を使用することとする．

$$BW_i \begin{cases} > \frac{\alpha}{2}: & Overrun \\ = \frac{\alpha}{2}: & Satisfied \\ < \frac{\alpha}{2}: & Unsatisfied \end{cases} \tag{5.8}$$

なお，式 (5.7) と同様に $0 \leq \alpha \leq 1$ とする．

以上のようにして，WLPB は隣接端末数の偏りから生じる送信機会の不公平状態を軽減する．

5.5 計算機シミュレーション

本章での提案方式の有効性を計算機シミュレーションにより評価する．なお，本章における評価では，端末は移動しないものとした．また，各端末にはポアソン生起に従ってランダムに送信パケットが発生するものとし，その際の平均パケット発生間隔はシミュレーション時間に依存せずに一定とした．

5.5.1 LPB 方式と WLPB 方式の適用効果と閾値 α に関する性能評価

本節では，LPB 方式と WLPB 方式の適用による影響と閾値 α の関係について評価する．ここでは，IEEE 802.11，LPB，WLPB の 3 方式について評価する．また，LPB 方式については閾値 α を 1.0 から 0.25 まで 0.25 ずつ変化させた計 4 種類の結果について示す．結果を示すグラフでは，これらは LPB(α) と記述する．

また，WLPB については，不必要なパケットの連続送信を軽減するために，BW_i を最も高い値とする $\alpha = 1$ と設定した場合の結果について報告する．

トラフィック変動と閾値 α の Fairness Index への影響

ここでは，図 5.1 と同じトポロジにおいてトラフィック変動に対する性能の変化を評価する．まず，トラフィック変動に対する Fairness Index 特性を評価した結果を図 5.6 に示す．

さて，5.3.3 節における議論と同様にネットワーク中の一部でトラフィックが輻輳状態となる 0.5Mbps 近辺の場合を Partially congested とし，ネットワーク中の全てが輻輳状態となるトラフィックが 1Mbps 以上の場合を Fully congested とする．図 5.6 から，5.4.4 節の議論と同様に，Partially congested では，全ての方式は IEEE 802.11 と同等以上の

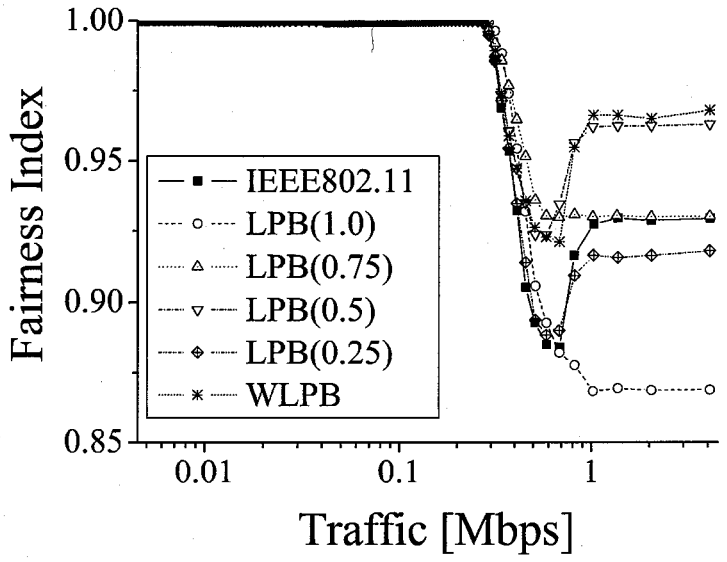


図 5.6 トラフィック変動と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響

公平度を達成していることがわかる．これに対し，ネットワークの全てが輻輳状態となる Fully congested では，LPB(0.5) と WLPB は，IEEE 802.11 よりも大きく公平度が向上しているが，それ以外の方式の IEEE 802.11 に対する優位性は同等もしくは低下することがわかる．この理由は次のように考えられる．まず，α を必要以上に高い 1.0 と設定した場合は，不公平状態にない端末までもがバースト送信を行うことにより，公平度が低下したと考えられる．

また，これとは逆に α を必要以上に低い 0.25 と設定した場合にも公平度が低下していることが確認できるが，この理由は次のように考えられる．α を必要以上に低く設定した場合にバースト送信を行うのは，不公平状態にある端末のなかでも，特に帯域使用率が低い端末のみとなる．任意の DATA 送信前には RTS/CTS 交換が行われるが，この際の CTS は最大で送信端末から 2 ホップ先の端末が傍受することになる．つまり，不公平状態にある端末であっても，帯域使用率が 0.25 以上である端末はバースト送信による送信回数増加を期待できないが，2 ホップ以内にフレームバーストを行う端末が存在する場合は，その端末の RTS/CTS 交換の影響により LPB 適用によりさらに送信数が低下したと考えられる．

次に図 5.7 に示すスループット特性を調査した結果に注目する．同図においてもやはり，Fully congested 状態において結果に大きな差を生じていること，また，LPB(0.5) 以外の全ての結果は IEEE 802.11 と同等以上の性能を示していることが確認できる．

ネットワーク規模と閾値 α の Fairness Index への影響

ここでは，ネットワーク規模の変化に対する性能の変化を評価する．前節では，図 5.1 と同じ，5×5 端末のメッシュトポロジで評価を行ったが，本評価では一辺を n とする，$n \times n$ 端末のメッシュトポロジでの結果を評価する．ここで，端末間の距離は図 5.1 と同

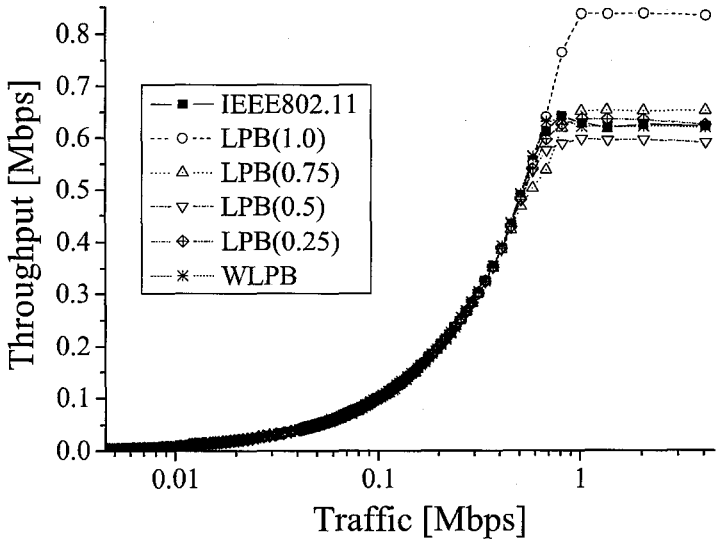


図 5.7　トラフィック変動と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響

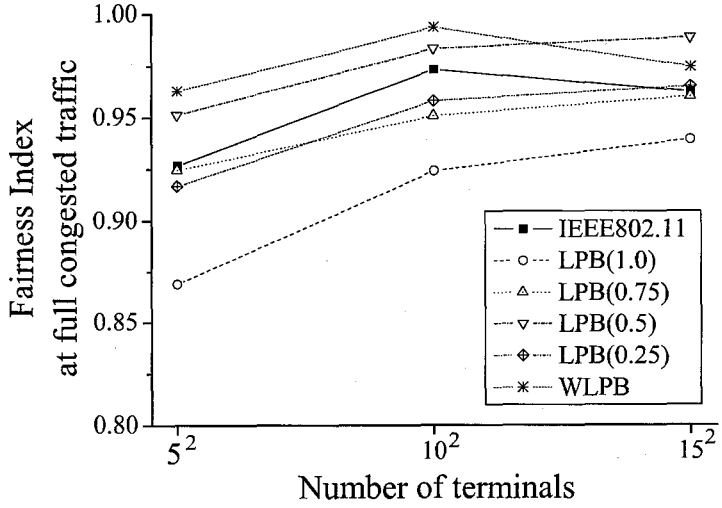


図 5.8　端末数と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響

じ 230m とした．

図 5.8，5.9 に Fairness Index 特性ならびに，スループット特性をそれぞれ示す．なお，前節の結果を踏まえ，両図では閾値の違いによる性能の差がもっとも大きくなる Fully congested における結果を示している．両図に示す結果より，WLPB は全ての端末数において IEEE 802.11 に対して常に優れた公平度ならびに同等以上のスループット特性を示していることが確認できる．

隣接端末数に対する閾値 α の影響

ここでは，隣接端末数の変化に対する性能の変化を評価する．前節までの評価では，端末間距離は 230m としていたが，これは，全ての端末が隣に配置された直近の端末のみと

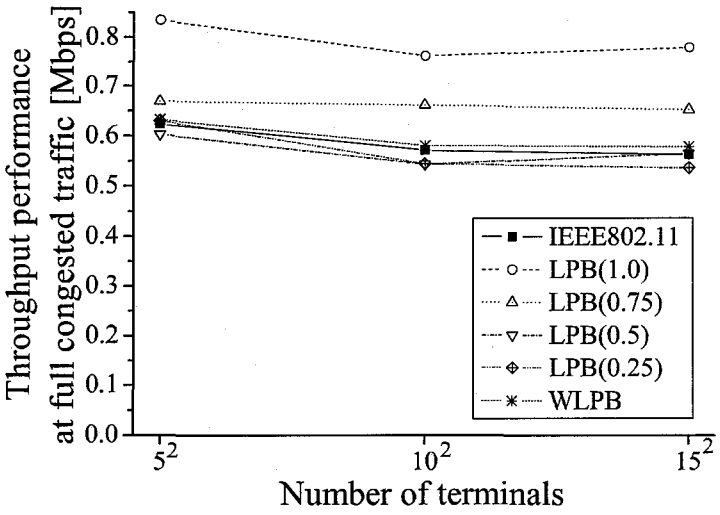


図 5.9　端末数と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響

直接通信が可能な状況であった．そこで，本評価では端末間距離を小さくすることにより，直接通信可能な端末数を変化させた．なお，より多くの条件可で評価を行うために，ネットワークは 1 辺を 15 端末とする計 225 端末から構成されるメッシュトポロジとした．

図 5.10，5.11 に Fairness Index 特性ならびに，スループット特性をそれぞれ示す．なお，両図の横軸は，任意の端末を起点とし，最大何端末先までの端末と直接通信が可能であるかを示している．つまり，横軸の値が 7 である状況は，15×15 端末のネットワークの中心に位置する端末は直線上の片側 7 端末，両側に位置する全 14 端末と直接通信が可能である状態を示している．

さて，両図に示す結果からも，5.5.1 節と同じく，WLPB は全ての隣接端末数において IEEE 802.11 に対して優れた公平度ならびに同等以上のスループット特性を示していることが確認できる．

さて，以上に述べた 5.5.1 節の議論から，IEEE 802.11 に対しての優位性の多少の違いはあるものの，全ての条件下において $\alpha = 1$ と設定した WLPB は IEEE 802.11 よりも優れた公平度ならびに同等以上のスループット特性を示すことを確認した．

5.5.2 IEEE 802.11 における従来の送信機会均等化方式と提案方式の性能比較

本節では，IEEE 802.11 における送信機会均等化方式として既に提案されている方式と本章で提案を行った方式をメッシュトポロジ上で性能比較した結果について報告する．尚，本評価では，前節での評価実験の結果で高い性能を示した WLPB 方式をその他の既存方式と比較する．

既存方式には，スループット向上ならびに送信機会の不公平性の改善をともに達成できるとして提案された FCR (Fast Collision Resolution) 方式 [81] と，隠れ端末が存在するマルチホップ環境下における送信機会の公平性を改善するとして提案された DFWMAC

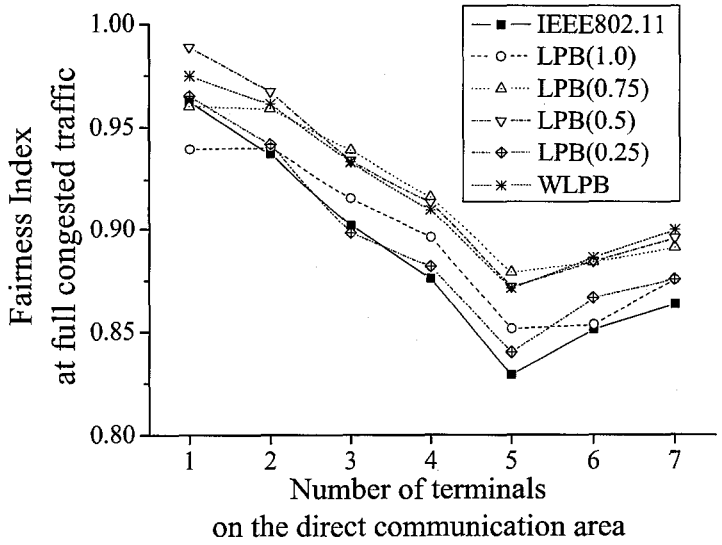


図 5.10　隣接端末数と閾値の値が Fairness Index に及ぼす影響

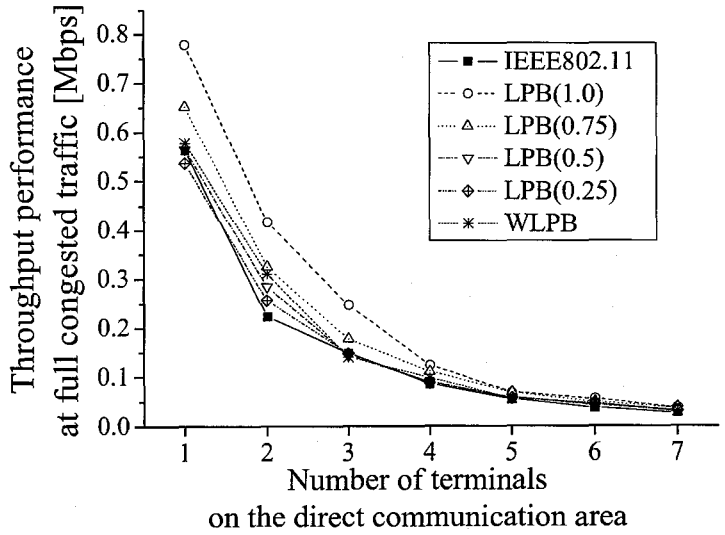


図 5.11　隣接端末数と閾値の値がスループット特性に及ぼす影響

(Distributed Foundation Wireless Medium Access Control) 方式 [82] の 2 方式を取り上げる.

FCR, DFWMAC 方式の概要

■FCR 方式 [81]　FCR 方式では，スループットを向上させるために，自端末のバックオフタイマが必要以上に長いと判断した場合は同タイマを急速に減算し，短時間で送信可能となるよう制御する．具体的には，通常，FCR においてバックオフ手続き中の端末は，IEEE 802.11 と同様に，チャネルのアイドルを検知した場合は 1 スロットずつバックオフタイマを減算するが，チャネルが $CW_{min} \times 2$ スロット以上連続してアイドル状態である

場合には，アイドルを検知するたびにバックオフタイマを半分に減ずる．逆に，バックオフ手続き中に新たな送信を検知した場合にはチャネルが高トラフィック状態にあると判断し，衝突確率を軽減するために自端末のバックオフタイマを 2 倍に設定する．

また，FCR は送信成功時には IEEE 802.11 と同様に CW を最小値に設定するが，IEEE 802.11 のように一部の端末のみが連続して送信することでチャネルを独占することを防ぎ，送信機会の不公平性を改善するために，Successive Packet Transmission limit を新たに設定し，連続送信成功回数がこの設定値を超えた端末に対しては，強制的に CW を最大値に設定し，同端末の次回の送信時間を大幅に延期させる．

■DFWMAC [82]　DFWMAC 方式では，マルチホップ環境下における送信機会の公平性を改善するために，自端末と隣接端末のチャネルの使用時間を計測する．その結果，自端末のチャネルの使用時間が少なければ CW を半分に減じ，そうでなければ CW を 2 倍の値に増加させることで端末間でのチャネル使用時間の公平性を向上させる．ここで，チャネル使用時間を算出する際に，隠れ端末の存在に配慮するために，隣接端末から送信される CTS を傍受することで得られる情報を利用して，隣接端末と隠れ端末の送受信に費やされるチャネル使用時間を推測する．

このように，DFWMAC では，チャネル使用時間の公平性を向上することができるが，CW の値は，チャネルのトラフィック状態とは無関係に，自端末と隣接端末のチャネル使用時間の大小関係のみによって増減されるため，高トラフィック環境下ではパケットの衝突を頻繁に発生させてしまう．

計算機シミュレーション

図 5.12 に，図 5.1 のメッシュ型トポロジにおける帯域使用率を評価した結果を示す．評価は IEEE 802.11，WLPB，FCR，DFWMAC の 4 方式を対象とし，シミュレーション諸元は表 5.1 と同じものを用い，全てのエリアでチャネルが輻輳している状態とした．なお，FCR のみに適用される Successive Packet Transmission limit は文献 [81] と同じ値である 10 に設定した．

図 5.12 に示す結果より，帯域使用率が大幅に低下する DFWMAC 方式を除いて，残りの 3 方式では，WLPB 方式の端末間の帯域使用率のばらつきが最も小さいことが確認できる．

これに対し，FCR では帯域使用率の最大値と最小値の差が IEEE 802.11 に比べ逆に大きくなっていることがわかる．この理由は次のように考えられる．FCR では，端末間での隣接端末数の偏りへの対応はプロトコル上特に考慮されておらず，送信機会の公平化に関しては，前述のように単に連続送信パケット数のみで制限している．これに加え，FCR ではアイドルスロットが連続する場合，急速にバックオフタイマが減少するが，隠れ端末などのキャリアセンスが行き届かない端末がパケットを送信している場合でもキャリアを検知しなければ急激にバックオフタイマは減少する．結果として，隠れ端末の送信回数が多くなる高トラフィック時には，IEEE 802.11 以上に端末間での送信機会の公平性が悪化したと考えられる．

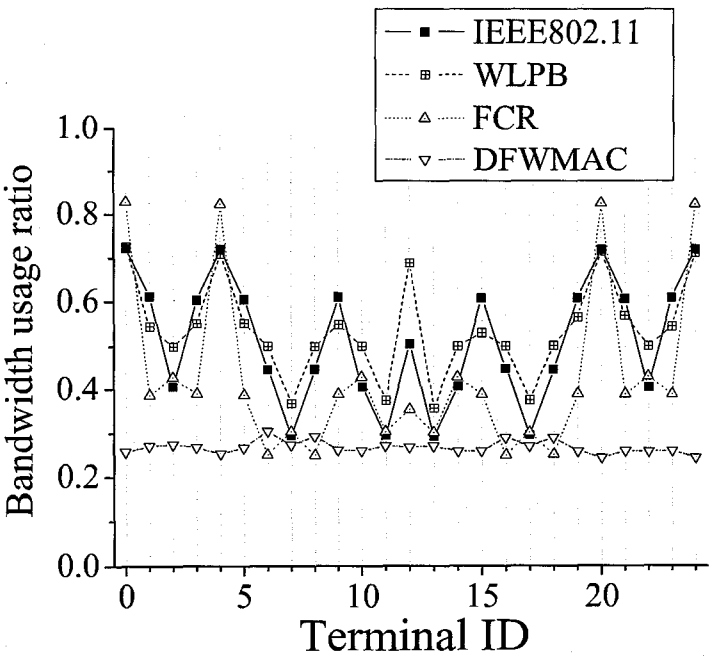


図 5.12　メッシュトポロジにおける帯域使用率

また，DFWMAC では，端末間の大きなばらつきを生じていないが，IEEE 802.11 と比べて大幅に帯域使用率が小さくなっていることが確認できる．これは，前述のように，DFWMAC はトラフィック状態とは無関係に CW の値を増減させるために，チャネルが輻輳してる状態ではこのような制御方式ではパケット衝突を頻発させてしまい，結果として全ての端末の帯域使用率が低下してしまったと考えられる．

さて，表 5.3 に 4 方式における帯域使用率の平均値と分散ならびに変動係数を示す．この結果からも，帯域使用率の平均値が大幅に低下する DFWMAC 方式を除く 3 方式において端末間の帯域使用率の相対的なばらつきを示す変動係数は WLPB が最小となっていることが確認できる．

次に，様々なトラフィック状態における公平性の変化を明らかにするために，トラフィック–Fairness Index 特性を図 5.13 に示す．同図において，横軸はネットワーク中の全ての端末に生じたトラフィックの総和としている．同図に示す結果より，全ての方式は高トラフィック時において大きく Fairness Index が低下することが確認できる．また，どのようなトラフィック量が発生している場合にも WLPB と DFWMAC はその他の方式に比べて常に高い公平度を示していることが確認できる．

図 5.14 にトラフィック–スループット特性を示す．同図の結果から，WLPB 方式は，既存方式である IEEE 802.11 と常に同等のスループット性能を有することが確認できる．これとは逆に，図 5.13 において，高い Fairness Index 特性を示していた DFWMAC のスループット特性は IEEE 802.11 と比べて大きく低下していることも確認できる．

以上の結果から，WLPB 方式は IEEE 802.11 と比べてスループットを低下させること無く，効果的にネットワーク全体の送信機会の公平度を向上できることがわかる．

表 5.3 4 方式の帯域使用率の平均値と分散

	IEEE 802.11	WLPB	FCR	DFWMAC
平均値	0.514	0.537	0.417	0.267
分散	0.022	0.012	0.022	0.0002
変動係数	0.289	0.204	0.356	0.053

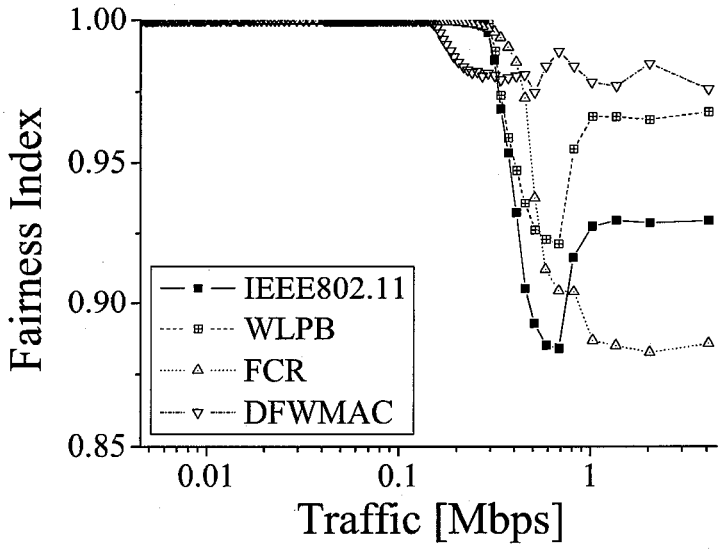


図 5.13 メッシュトポロジにおけるトラフィック–Fairness Index 特性

表 5.4 WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値

	IEEE 802.11	WLPB			
		25%	50%	75%	100%
平均値	0.721	0.722	0.722	0.734	0.740

5.5.3 IEEE 802.11 端末との混在環境下における性能評価

本節では，不公平状態改善方式である WLPB，FCR，DFWMAC の 3 方式がそれぞれ既存の IEEE 802.11 端末と混在するなネットワーク環境下において性能を評価した結果を示す．具体的には，25 端末を $1000m \times 1000m$ のフィールド上にランダムに配置し，IEEE 802.11 端末がネットワーク上に混在する状況について調査した．

本節におけるグラフに示す 1 プロットのデータはこれまでと同様に 1000 回のシミュレーション結果の平均値としている．なお，計算機によってランダム配置された端末の平均隣接端末数は 3.762 であり，隣接端末数の分散は 3.960 であった．また，以降で示す図

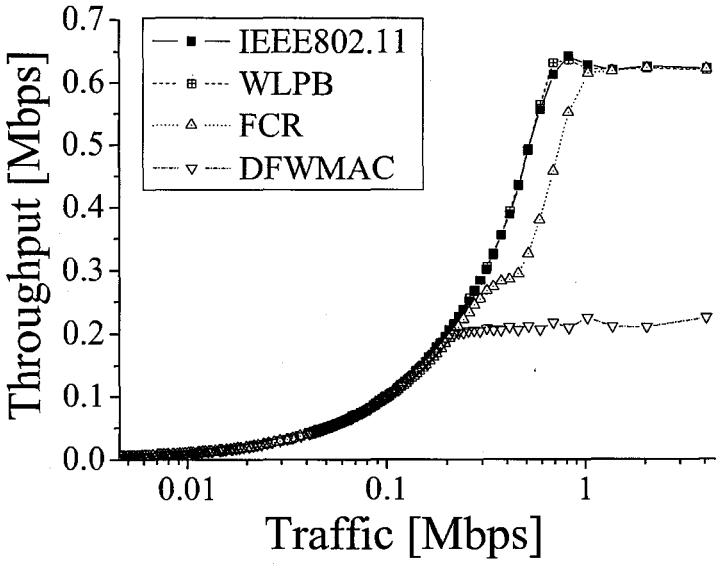


図 5.14　メッシュトポロジにおけるトラフィック–スループット特性

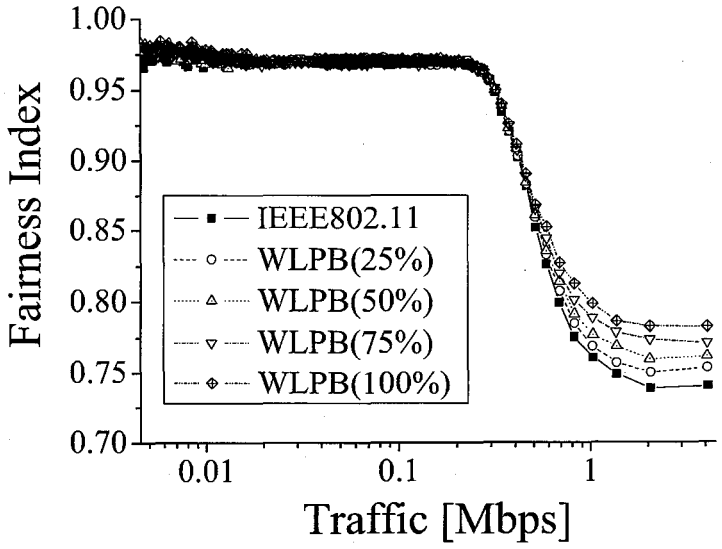


図 5.15　WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性

表中において，方式名 (x%) と示した場合は，同方式を採用する端末の存在割合が x% であることを示している．具体的には，WLPB(x%) は，ネットワーク中に占める WLPB 方式を採用する端末の割合が x% であることを示すと同時に，$100 - x$% の端末は IEEE 802.11 方式を採用する端末であることを示している．

まず，図 5.15 に WLPB 方式と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性を示す．同図に示す結果より，ネットワーク中にどのような割合で WLPB 方式が存在した場合にも，IEEE 802.11 端末のみから構成されるネットワークと比べて Fairness Index が向上することがわかる．また，WLPB 方式の割合が増加するに従い，Fairness Index の値も高くなることがわかる．

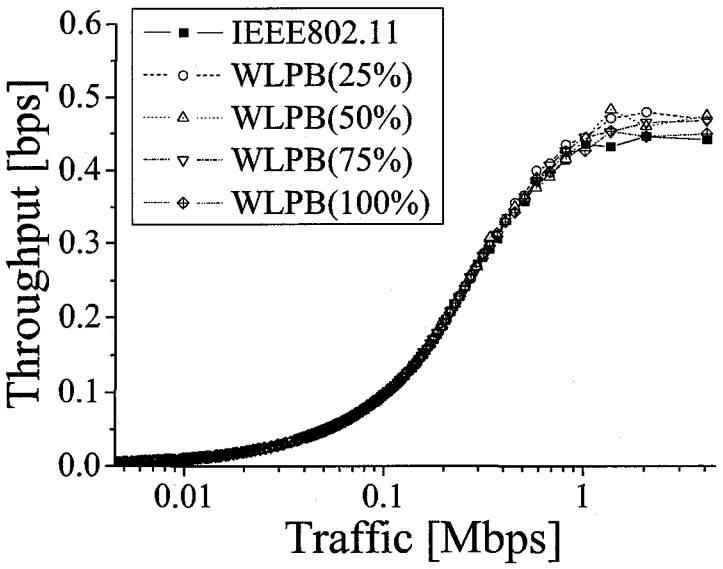


図 5.16　WLPB と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–スループット特性

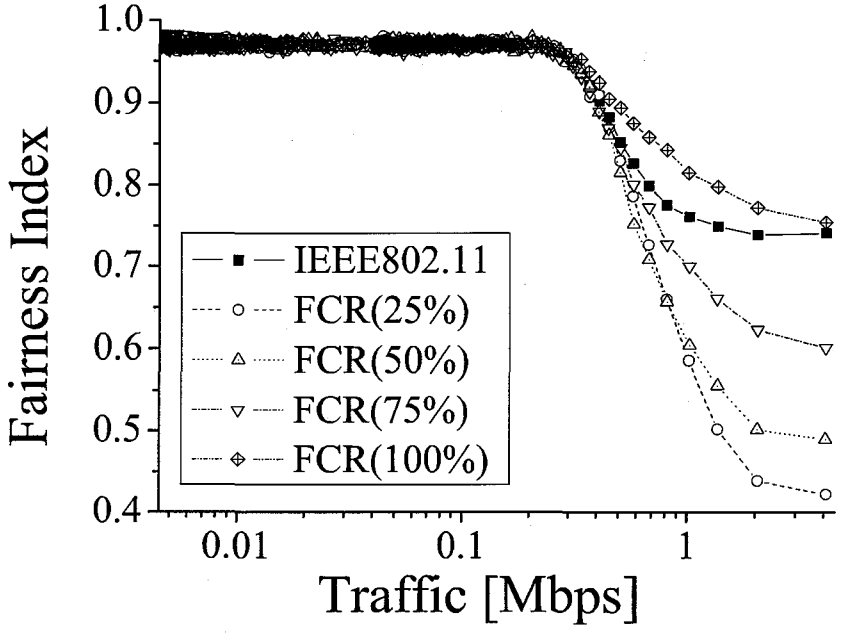


図 5.17　FCR と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性

次に，図 5.16 に WLPB 方式と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–スループット特性を示す．同図からも，どのような割合で WLPB 方式を採用する端末が存在した場合にも，IEEE 802.11 のみのネットワークと同等以上のスループット性能が確保できていることが確認できる．また，表 5.4 に示す帯域使用率の平均値からも，WLPB の帯域使用率の平均は低下していないことが確認できる．

図 5.17，図 5.18 に FCR と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性ならびにトラフィック–スループット特性をそれぞれ示す．図 5.17 より，FCR

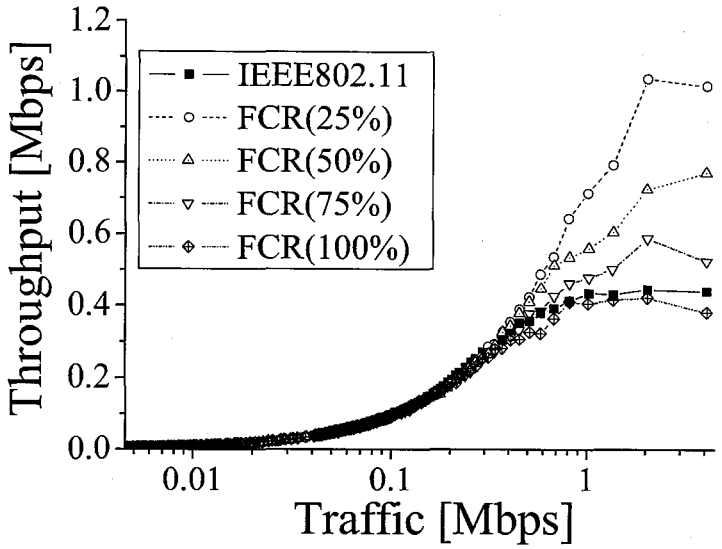


図 5.18 FCR と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–スループット特性

表 5.5 FCR と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値

	IEEE 802.11	FCR			
		25%	50%	75%	100%
平均値	0.721	0.688	0.652	0.582	0.387

表 5.6 DFWMAC と IEEE 802.11 が混在する場合の帯域使用率の平均値

	IEEE 802.11	DFWMAC			
		25%	50%	75%	100%
平均値	0.517	0.690	0.6530	0.592	0.385

のみでネットワークが構成される場合を除き，全ての混在割合の結果において FCR が混在することにより IEEE 802.11 のみのネットワークよりも Fairness が低下することが確認できる．また，これとは逆に，図 5.18 から，FCR のみで構成される場合以外のネットワークではスループットが上昇していることが確認できるが，Fairness 特性の改善ならびに IEEE 802.11 と同等以上のスループットを両者ともに満たすことができないと確認できる．

表 5.5 に示す帯域使用率の平均値から，FCR の存在割合が高いネットワークの帯域使用率が小さいことがわかる．これは，図 5.18 に示す結果と相反する結果であるかのように見受けられるが，この理由は次のように考えられる．

式 (5.1) に示した帯域使用率の定義では，その値は各端末の隣接端末数を考慮した割当帯域幅（ABW_i）に対する各端末のスループットであるとした．そのため，実際の端末ス

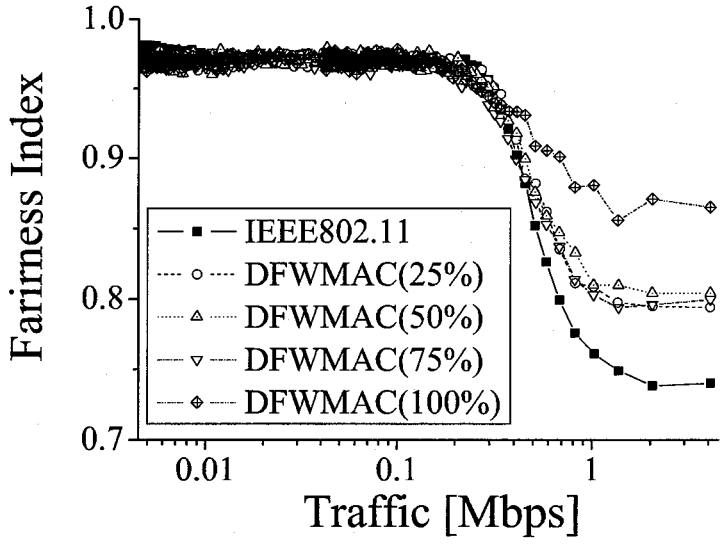


図 5.19 DFWMAC ランダムトポロジにおけるトラフィック–Fairness Index 特性

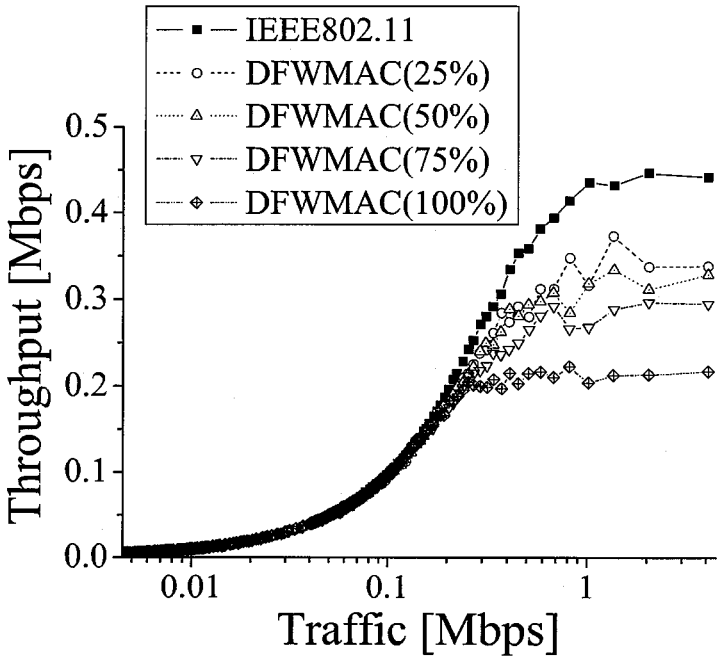


図 5.20 DFWMAC のランダムトポロジにおけるトラフィック–スループット特性

ループットが低い端末であっても，隣接端末数が多ければその端末の帯域使用率は大きくなる．したがって，図 5.18 ならびに表 5.5 に示した結果のように，ネットワーク全体のスループットが高いにも関わらず，帯域使用率の平均値が低い理由は，FCR が混在するネットワークは，IEEE 802.11 のみで構成されるネットワークと比べて，割当帯域幅の小さい端末（隣接端末数の多い端末）の帯域使用率が小さく，また，割当帯域幅の大きな端末（隣接端末数の少ない端末）の帯域使用率が比較的大きかったためであると考えられる．このことは，送信機会の公平度を示した図 5.17 の結果において，FCR の混在するネット

表 5.7 IEEE 802.11 端末との混在環境下における Fairness Index (Traffic= 1Mbps)

混在率	WLPB	FCR	DFWMAC
25%	0.761	0.586	0.809
50%	0.777	0.604	0.810
75%	0.789	0.699	0.803
100%	0.798	0.814	0.881

ワークでは Fairness Index が低下していることからも確認できる[*2].

図 5.19, 図 5.20 に DFWMAC と IEEE 802.11 が混在する場合のトラフィック–Fairness Index 特性ならびにトラフィック–スループット特性をそれぞれ示す.

まず, 図 5.19 に示す結果からは, DFWMAC がどのような条件で混在する場合にも IEEE 802.11 のみで構成されるネットワークよりも高い Fairness を達成できることが確認できる. しかしながら, 図 5.20 に示す結果から, DFWMAC が混在する場合には, どのような場合にも IEEE 802.11 に比べてスループットが低下してしまうことも確認できる. これらから, 前述の FCR の場合と同じく, DFWMAC が既存方式と混在する環境下では, Fairness 特性の改善ならびに IEEE 802.11 と同等以上のスループットを両者ともに満たすことができないと確認できる.

表 5.6 に帯域使用率の平均値を示す. なお, 同表に示す帯域使用率の平均値と図 5.20 に示すスループットの大小関係が相反するように見受けられるが, その理由は, 前述の表 5.5 ならびに図 5.18 の場合と同じであると考えられる.

さて, 各方式の 1Mbps トラフィック時の Fairness Index を表 5.7 にまとめる.

同表ならびに, 本節に述べた結果から, IEEE 802.11 端末とどのような割合で混在するネットワーク環境下においても, WLPB 方式はその他の既存方式に比べて高い性能を発揮することが確認できるが, その理由は, WLPB 方式は従来の不公平状態の不公平状態にある端末にとって受動的な改善方式と異なり, 不公平状態にある端末が, 複数パケットの連続送信により自端末の不公平状態を能動的に解消するという方式を採用するためであると考えられる.

5.6 結言

本章では, IEEE 802.11 のバックオフアルゴリズムとして広く採用されている BEB 方式において, 送信順番の入れ替わりを防ぐバックオフ持ち越し制御が機能しないことに起因して隠れ端末の存在環境下における送信機会の不公平状態が発生することを明らかに

*2 5.4.4 節にも述べたとおり, 隣接端末数の少ない端末はもともと送信権を獲得しやすい端末であるといえるが, そのような端末が FCR 適用によってさらに多くの送信機会を得ることによって Fairness Index が低下したと考えられる.

し，それを軽減する方式として，WLPB 方式の提案を行った．

WLPB 方式の有効性を評価するために行った計算機シミュレーション結果から，同方式は IEEE 802.11 と比べてスループットを低下させること無く，効果的に送信機会の公平度を向上できることを明らかにした．さらに，WLPB 方式は送信機会の不公平状態にある端末が能動的に自身の状態を改善するという方式を採用しているため，IEEE 802.11 端末が混在するネットワークにおいても，その効果を発揮することも明らかにした．

また，LPB はパケットの連続送信の判断条件を決定する α をネットワークの規模，トラフィック条件等に応じて適切に設定することが必要であったが，WLPB ではどのような条件下においても $\alpha = 1$ と設定することで，IEEE 802.11 に対して優れた送信機会均等化を達成することを確認した．つまり，WLPB は LPB における α のネットワークの諸条件を考慮した設計と設定を必要とせずに，仮想的に最適化された送信機会均等化性能を達成する方式であると考えられる．

さらに，本章では全ての端末に等しく送信機会を与える方法について検討を行ったが，連続送信の適用は不公平状態の判別式を用いて行っていることから，この値を変更することにより，端末ごとに異なる送信帯域を割り当てることも可能である．そのため，マルチホップ通信を行う際に，複数ネットワークに接続するゲートウェイ端末や多くの通信フローの中継経路に選択される端末により多くの送信機会を適応的に割り当てるといった際にも WLPB 方式を利用することは有効であると考えられる．

第 6 章

結論

本論文は，筆者が広島国際大学 在職中ならびに，大阪大学大学院工学研究科 電気電子情報工学専攻 在学中に行った，キャリアセンス型 MAC プロトコルを用いたアドホックネットワークの隠れ端末対策に関する研究をまとめたものである．以下に，本研究で得られた成果を総括して述べる．

1. CSMA/CA を基本送信制御方式とする IEEE 802.11 を用いてアドホックネットワークを構築する場合は，キャリアセンスのみでパケット衝突を回避できない隠れ端末の影響を軽減することが必要であることを述べた．これに対し，(1) RTS/CTS 交換に起因する不必要な送信延期問題を解決すること，(2) 通信経路構築に用いるブロードキャストの受信率を向上すること，(3) 端末間での送信機会不公平問題を解決することが課題であることを明らかにした．
2. IEEE 802.11 ではアドホックネットワークに代表されるマルチホップ環境下では，RTS/CTS 交換が失敗することによって，RTS を傍受した端末が不必要な送信延期状態に陥り，スループットの低下が起こる．不必要に送信を延期する時間は送信予定の DATA 長の増加に伴って増加する．そのため，本来，RTS/CTS 交換は DATA 長の長い場合にスループット向上効果を発揮するにも関わらず，IEEE 802.11 では DATA 長の増加に伴って必ずしもスループットが上昇しない場合があることを明らかにした．

   そこで，RTS 傍受時の送信延期時間を RTS に対応する CTS の返信終了時刻までに短縮する方式を新たに提案し，計算機シミュレーションにより，スループットを向上できることを明らかにした．また，提案方式を採用することにより RTS/CTS 制御が本来有する特性である，DATA 長の増加に伴ってスループットが向上する特性を提案方式によって達成できることを明らかにした．
3. アドホックネットワークにおいてマルチホップ通信を実現するためには通信経路の構築が必要である．通信経路の構築には周辺端末の存在状況の調査が必要となり，その調査にはブロードキャストが用いられることが多いが，適切な通信経路を構築するためには高いブロードキャスト受信率が必要となる．しかしながら，IEEE

802.11 のブロードキャストはキャリアセンスのみで送信が制御され，ACK 等を用いた損失パケットの再送制御は行われない．そのため，隠れ端末の存在環境下では，ブロードキャスト受信率が低下することを述べた．

そこで，これを解決するために，ブロードキャスト端末が隠れ端末の存在状況を調査し，パケット衝突が発生する危険度の高いエリアに向けて送信抑制のための CTS パケットを送信するという，隠れ端末の危険度に基づいた RTS/CTS 交換をブロードキャスト前に実施する SRTS 方式を提案した．

計算機シミュレーション結果から，SRTS は IEEE 802.11 ならびに，ラウンドロビンによって RTS/CTS 交換をブロードキャスト前に実施する方式と比較して高いブロードキャスト受信率を達成可能であることを明らかにした．

さらに，隠れ端末の存在位置に偏りが小さい場合における性能を向上するために，2 段階の RTS/CTS 交換で広範囲の隠れ端末の送信を抑制する DRTS を提案した．計算機シミュレーション結果から，DRTS は隠れ端末の存在位置の偏りが小さな場合にもブロードキャスト受信率を大きく向上できることを明らかにした．

4. CSMA/CA はランダムバックオフとバックオフ持ち越し制御により各端末に送信権を割り当てる．しかしながら，隠れ端末の存在環境下では RTS もしくは CTS を傍受したことで送信延期中の端末が存在することによりバックオフ持ち越し制御が機能しない場合がある．

   そこで，RTS/CTS 制御の使用時にも各端末の送信機会の公平度を向上する手法として WLPB を提案した．WLPB は，各端末が自律分散的に自端末の推定使用可能帯域幅を算出し，この帯域幅対する実際の帯域使用率を向上するように送信を制御する．また，WLPB では，不公平状態に陥った端末のみが自律的に複数送信を連続送信するので，IEEE 802.11 標準規格を採用する端末との混在下においても特性の改善が可能である．

   計算機シミュレーションにより，WLPB は IEEE 802.11 端末の混在割合に関わらず，その導入によりスループットを低下させずに Fairness が向上できることを明らかにした．

参考文献

[1] 平成 21 年版 情報通信白書, 総務省, 2009.

[2] *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications*, IEEE Std.802.11, 1999.

[3] *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: High-speed physical layer in the 5GHz band*, IEEE Std.802.11a, 1999.

[4] *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications : Higher-speed physical layer extension in the 2.4 GHz band*, IEEE Std.802.11b, 1999.

[5] *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications : Amendment4: Further higher data rate extension in the 2.4GHz band*, IEEE Std.802.11g, 2003.

[6] デジタル方式自動車電話システム 標準規格, 電波産業会 ARIB STD–27, 1991.

[7] 第二世代コードレス電話システム, 電波産業会 ARIB STD–28, 1993.

[8] *OFDMA Broadband Mobile Wireless Access System (WiMAX^{TM} applied in Japan)*, 電波産業会 ARIB STD–94, 2007.

[9] A. Tanenbaum, *Computer Networks (4th edition)*, Prentice Hall PTR, 2002.

[10] C. Toh, *Ad Hoc Mobile Wireless Networks – Protocols and Systems*, Prentice Hall PTR, 2002.

[11] DARPA Home page, `http://www.darpa.mil/`.

[12] N. Abramson, "Development of the ALOHANET," *IEEE Trans. on Information Theory*, Vol.IT–32, pp.119–123, 1985.

[13] The Internet Engineering Task Force (IETF), `http://www.ietf.org/`.

[14] C. Siva and B. Manoj, *Ad Hoc Wireless Networks – Architectures and Protocols*, Prentice Hall PTR, 2004.

[15] L. Kleinrock and F. Tobagi, "Packet switching in radio channels: Part I – Carrier sense multiple access modes and their throughput delay characteristics," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol.COM–23, No.12, pp.1400–1416, 1975.

[16] *Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection (CSMA/CD) Access Method and Physical Layer Specifications*, IEEE Std.802.3, 2000.

[17] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker, and L. Zhang, "MACAW: A media

access protocol for wireless LAN's," *Proc. of ACM SIGCOMM 1994*, pp.212–225, London, United Kingdom, 1994.

[18] J. Garcia-Luna-Acees and A. Tzamaloukas, "Reversing the collision-avoidance handshake in wireless networks," *Proc. of MOBICOM 1999*, pp.120–131, Seattle, Washington, 1999.

[19] F. Talucci, M. Gerla, and L. Fratta, "MACA-BI (MACA by invitation) – A receiver oriented access protocol for wireless multihop networks," *Proc. of PIMRC 1997*, Vol.2, pp.435–439, Helsinki, Finland, 1997.

[20] C-K. Toh, V. Vassiliou, G. Guichal, and C-H Shih, "MARCH: A medium access control protocol for multihop wireless ad hoc networks," *Proc. of IEEE MILCOM 2000*, Vol.1, pp.512–516, Los Angels, California, 2000.

[21] C.L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Floor acquisition multiple access (FAMA) for packet radio networks," *Proc. of ACM SIGCOMM 1995*, pp.262–273, Cambridge, Massachusetts, 1995.

[22] C.L. Fullmer and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Solutions to hidden terminal problems in wireless networks," *Proc. of ACM SIGCOMM 1997*, pp.39–49, Cannes, France, 1997.

[23] R. Garc and J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Floor acquisition multiple access with collision resolution," *Proc. of MOBICOM 1996*, pp.187–197, New York City, New York, 1996.

[24] Y. Wang and B. Bensaou, "Priority based multiple access for service differentiation in wireless ad-hoc networks," *Proc. of MWCN 2000*, LNCS 1818, pp.14–30, 2000.

[25] N. Jain, S. Das, and A. Nasipuri, "A multichannel CSMA MAC protocol with receiver-based channel selection for multihop wireless networks," *Proc. of IEEE ICCCN 2001*, pp.432–439, Scottsdale, Arizona, 2001.

[26] M. Sun, L. Huang, A. Arora, and T. Lai, "Reliable MAC layer multicast in IEEE 802.11 wireless networks," *Proc. of ICPP 2002*, pp.527–536, Vancouver, Canada, 2002.

[27] E. Royer, S. Lee, and C. Perkins, "The effects of MAC protocols on ad hoc network communication," *Proc. of IEEE WCNC 2000*, Vol.2, pp.543–548, Chicago, Illinois, 2000.

[28] C.L. Barrett, M. Drozda, and M. Marathe, "A comparative experimental study of media access protocols for wireless radio networks," *Proc. of IEEE WCNC 2002*, Vol.1, pp.405–411, Orlando, Florida, 2002.

[29] J. Weinmiller, H. Woesner, J. Ebert, and A. Wolisz, "Analyzing the RTS/CTS mechanism in the DFWMAC media access protocol for wireless LANs," *Proc. of IFIP PWC 1995*, pp.117–130, Prague, Czech Republic, 1995.

[30] F. Tobagi and L. Kleinrock, "Packet switching in radio channels: Part II –

The hidden terminal problem in carrier sense multiple-access and the busy-tone solution," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol.COM–23, No.12, pp.1417–1433, 1975.

[31] C. Wu and V. Li, "Receiver-initiated busy tone multiple access in packet radio networks," *ACM Computer Communication Review*, Vol.17, No.5, pp.336–342, 1987.

[32] J. Deng and Z. Haas, "Dual busy tone multiple access (DBTMA) : A new medium access control for packet radio networks," *Proc. of IEEE ICUPC 1998*, Vol.1, pp.973–977, 1998.

[33] P. Karn, "MACA – A new channel access protocol for packet radio," *Proc. of 9th ARRL Computer Networking Conference*, pp.134–140, London, Canada, 1990.

[34] S. Ray and D. Starobinski, "On false blocking in RTS/CTS-based multihop wireless networks," *Trans. on IEEE VTC*, Vol.56, pp.849–862, 2007.

[35] C. Perkins, *Ad Hoc Networking*, Addison-Wesley, 2001.

[36] 松野浩嗣, 石中秀幸, 重安哲也, "MACA における伝搬遅延時間と RTS 認識時間の影響," 電子情報通信学会論文誌, Vol.J86–B, No.12, pp.2449–2459, 2003.

[37] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "競合方式 MAC プロトコルにおける送信端末から 2 ホップ先の端末の影響," 電子情報通信学会論文誌 (研究速報), Vol.J87–B, No.1, pp.93–97, 2004.

[38] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "隠れ端末の影響を調査するためのネットワーク生成アルゴリズムによる MAC プロトコル評価," 電子情報通信学会論文誌, Vol.J89–B, No.3, pp.351–360, 2006.

[39] T. Shigeyasu, D. Inoue, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A new MAC protocol for reducing the effect of needless transmission deferment induced by failed RTS/CTS handshake," *International Journal of MIS*, Vol.5, No.1, pp.21–32, 2009.

[40] T. Shigeyasu, H. Ishinaka, and H. Matsuno, "A relationship between densities and numbers of hidden stations of packet radio networks," *Proc. of ICOIN16*, LNCS 2143, pp.618–627, 2002.

[41] T. Shigeyasu, T. Hirakawa, H. Matsuno, and N. Morinaga, "Two simple modifications for improving IEEE 802.11 DCF throughput performance," *Proc. of IEEE WCNC 2004*, Vol.3, pp.1457–1462, Atlanta, Georgia, 2004.

[42] T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "Throughput improvement of IEEE 802.11 DCF in cooperation with shorted NAV method," *Proc. of WPMC 2005*, pp.1818–1822, Aalborg, Denmark, 2005.

[43] 重安哲也, 松野浩嗣, "隠れ端末の影響のみを評価できるシミュレーション用グラフ生成アルゴリズム," マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO 2003) シンポジウム論文集, pp.225–228, 2003.

[44] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "送信影響範囲を基準とした MAC プロトコルの効率化とその評価," 情報処理学会研究報告 (マルチメディア通信と分散処理) , Vol.2006,

No.61, pp.7–12, 2006.

[45] 重安哲也, 石中秀幸, 松野浩嗣, “無線ネットワークの疎密さと隠れステーションの関係,” 第 63 回情報処理学会全国大会講演論文集, 4 分冊, pp.283–284, 2001.

[46] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, “隠れ端末の影響評価のためのネットワーク生成アルゴリズム,” 2003 年電子情報通信学会総合大会講演論文集, B–5–16, 2003.

[47] K. Xu, M. Gelra, and S. Base, “How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc networks,” *Proc. of IEEE GLOBECOM 2002*, Vol.1, pp.72–76, Taipei, Taiwan, 2002.

[48] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, ” 隠れ端末の危険度に基づいた衝突回避制御を行うブロードキャストプロトコル,” 情報処理学会論文誌, Vol.51, No.2, pp.453–465, 2010.

[49] T. Shigeyasu, H. Matsuno, and S. Komaki, “A bew broadcast method to prevent packet collisions over biased terminal arrangement,” *Proc. of ITC-CSCC 2008*, pp.521–524, Shimonoseki, Japan, 2008.

[50] T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, “A broadcasting method for suppressing hidden terminals effect on IEEE 802.11 DCF,” *Proc. of IVCS 2009*, pp.1–5, Las Vegas, Nevada, 2009.

[51] T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, “A new method for improving MAC level broadcast receive ratio using 2-phase RTS/CTS handshakes sequence,” *Proc. of NBiS 2009*, pp.580–585, Indianapolis, Indiana, 2009.

[52] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, “隠れ端末の送信を抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル,” 情報処理学会研究報告（マルチメディア通信と分散処理）, Vol.2007, No.91, pp.1–6, 2007.

[53] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, “2 段階の RTS/CTS 交換で隠れ端末の送信を抑制する MAC レベルブロードキャスト受信率向上方式,” 第 16 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ論文集, pp.55–60, 2008.

[54] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, “隠れ端末を抑制する信頼性の高いブロードキャストプロトコル,” 電子情報通信学会 2007 年ソサエティ大会, B–5–142, 2007.

[55] B. Crow, I. Widjaja, J. Kim, and P. Sakai, “IEEE 802.11 Wireless LocalArea Network,” *IEEE Commun. Mag.*, Vol.35, No.9, pp.116–126, 1997.

[56] 原田貴弘, 太田能, 森井昌克, “無線マルチホップ網における IEEE 802.11 DCF の TCP スループット特性の改善,” 電子情報通信学会論文誌, Vol.J85–B, No.12, pp.2198–2208, 2002.

[57] K. Tang and M. Gerla, “MAC layer broadcast support in 802.11 wireless networks,” *Proc. of IEEE MILCOM 2000*, Vol.1, pp.544–548, Los Angels, California, 2000.

[58] K. Tang and M. Gerla, “Random access MAC for efficient broadcast support in ad hoc networks,” *Proc. of IEEE WCNC 2000*, Vol.1, pp.454–459, Chicago, Illinois, 2000.

[59] K. Tang and M. Gerla, “MAC reliable broadcast in ad hoc networks,” *Proc. of*

IEEE MILCOM 2001, Vol.2, pp.1008–1013, Vienna, Virginia, 2001.

[60] S. Sheu, Y. Tsai, and J. Chen, "A highly reliable broadcast scheme for IEEE 802.11 multi-hop ad hoc networks," *Proc. of IEEE ICC 2002*, Vol.1, pp.610–615, Anchorage, Alaska, 2002.

[61] 宇都宮依子, 萬代雅希, 笹瀬巌, "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, Vol.J87–B, No.2, pp.144–158, 2004.

[62] J. Chen and M. Huang, "A broadcast engagement ACK mechanism for reliable broadcast transmission in mobile ad hoc networks," *IEICE Trans. on Commun.*, Vol.E88–B, No.9, pp.3570–3578, 2005.

[63] M. Zorzi and R. Rao, "Capture and retransmission control in mobile radio," *IEEE JSAC*, Vol.12, No.8, pp.1289–1298, 1994.

[64] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "IEEE 802.11 DCF 端末との混在環境下における MAC Level Fairness 向上方式の提案," 情報処理学会論文誌, Vol.50, No.3, pp.1156–1169, 2009.

[65] T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A packet-bursting based method to improve MAC laver fairness without throughput reduction," *Proc. of ISCIT 2007*, pp.586–591, Sydney, Australia, 2007.

[66] 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "IEEE 802.11 DCF 端末との混在環境下における MAC Level Fairness 向上方式の提案," 第 15 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ論文集, 情報処理学会, pp.43–48, 2007.

[67] S. Shenker, "Some conjectures on the behavior of acknowledgement-based transmission control of random access communication channels," *Proc. of ACM SIGMETRICS 1987*, pp.245–255, Banff, Canada, 1987.

[68] C. Koksa, H. Kassab, and H. Balakrishman, "An analysis of short-term fairness in wireless media access protocols," *Proc. of ACM SIGMETRICS 2000*, pp.118–119, Santa Clara, California, 2000.

[69] T. Ozugur, M. Nagshineh, P. Kermani, C. Olsen, B. Rezvani, and J. Copeland, "Balanced media access methods for wireless networks," *Proc. of ACM MOBICOM 1998*, pp.21–32, Dallas, Texas, 1998.

[70] T. Ozugur, M. Naghshineh, P. Kermani, and J. Copeland, "Fair media access for wireless LANs," *IEEE GLOBECOM 1999*, pp.570–579, Rio de Janeiro, Brazil, 1999.

[71] T. Nandagopal, T. Kim, X. Gao, and V. Bharghavan, "Achieving MAC layer fairness in wireless packet networks," *Proc. of ACM MOBICOM 2000*, pp.87–98, Boston, Massachusetts, 2000.

[72] P. Yong, H. Wu, S. Cheng, and K. Long, "A new self-adapt DCF algorithm," *Proc. of IEEE GLOBECOM 2002*, Vol.1, pp.87–91, Taipei, Taiwan, 2002.

[73] D. Qiao, and K. Shin, "Achieving efficient channel utilization and weighted fair-

ness for data communications in IEEE 802.11 WLAN under the DCF," *Proc. of IWQoS 2002*, pp.227–236, Miami Beach, Florida, 2002.

[74] R. Bruno, C. Chaudet, M. Conti, and E. Gregori, "A novel fair medium access control for 802.11-based multi-hop ad hoc networks," *Proc. of IEEE LANMAN 2005*, in CD-ROM 6 pages, Crete, Greece, 2005.

[75] Y. Kwon, Y. Fang, and H. Latchman, "A Novel MAC protocol with fast collision resolution for wireless LANs," *Proc. of IEEE INFOCOM 2003*, pp.853–862, San Francisco, California, 2003.

[76] X. Tian, X. Chen, T. Ideguchi, and Y. Fang, "Improving throughput and fairness in WLANs through dynamically optimizing backoff," *IEICE Trans. on Commun.*, Vol.E88–B, No.11, pp.4328–4338, 2005.

[77] F. Cali, M. Conti, and E. Gregori, "Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit," *IEEE/ACM Trans. on Networking*, Vol.8, No.6, pp.785–799, 2000.

[78] Y. Xiao, L. Zhang, X. Shan, Y. Ren, and Z. Ma, "Neighbor-medium-aware MAC protocol with fairness for wireless ad hoc networks," *IEICE Trans. on Commun.*, Vol.E87–B, No.9, pp.2738–2746, 2004.

[79] R. Jain, D. Chiu, and W. Hawe, "A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer systems, " Technical Report DEC-TR-301, Digital Equipment Corporation, 1984.

[80] *Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications : Amendment8: Medium access control (MAC) quality of service enhancements*, IEEE Std.802.11e, 2005.

[81] Y. Kwon, Y. Fang, and H. Latchman, "Performance analysis for a new medium access control protocol in wireless LANs," *Wireless Networks*, Vol.10, No.5, pp.519–529, 2004.

[82] Y. Wang and B. Beansaou, "Achieving fairness in IEEE 802.11 DFWMAC with variable packet lengths," *Proc. of IEEE GLOBECOM 2001*, Vol.6, pp.3588–3593, San Antonio, Texas, 2001.

本論文に関する原著論文

論文

1. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "競合方式 MAC プロトコルにおける送信端末から 2 ホップ先の端末の影響," 電子情報通信学会論文誌 (研究速報), Vol.J87–B, No.1, pp.93–97, 2004.
2. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "隠れ端末の影響を調査するためのネットワーク生成アルゴリズムによる MAC プロトコル評価," 電子情報通信学会論文誌, Vol.J89–B, No.3, pp.351–360, 2006.
3. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "IEEE 802.11 DCF 端末との混在環境下における MAC Level Fairness 向上方式の提案," 情報処理学会論文誌, Vol.50, No.3, pp.1156–1169, 2009.
4. T. Shigeyasu, D. Inoue, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A new MAC protocol for reducing the effect of needless transmission deferment induced by failed RTS/CTS handshake," *International Journal of MIS*, Vol.5, No.1, pp.21–32, 2009.
5. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, " 隠れ端末の危険度に基づいた衝突回避制御を行うブロードキャストプロトコル," 情報処理学会論文誌, Vol.51, No.2, pp.453–465, 2010.

国際会議（査読付き）

1. T. Shigeyasu, H. Ishinaka, and H. Matsuno, "A relationship between densities and numbers of hidden stations of packet radio networks," *Proc. of ICOIN16*, LNCS 2143, pp.618–627, 2002.
2. T. Shigeyasu, T. Hirakawa, H. Matsuno, and N. Morinaga, "Two simple modifications for improving IEEE 802.11 DCF throughput performance," *Proc. of IEEE WCNC 2004*, Vol.3, pp.1457–1462, Atlanta, Georgia, 2004.
3. T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "Throughput improvement of IEEE 802.11 DCF in cooperation with shorted NAV method," *Proc. of WPMC*

2005, pp.1818–1822, Aalborg, Denmark, 2005.
4. T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A packet-bursting based method to improve MAC laver fairness without throughput reduction," *Proc. of ISCIT 2007*, pp.586–591, Sydney, Australia, 2007.
5. T. Shigeyasu, H. Matsuno, and S. Komaki, "A bew broadcast method to prevent packet collisions over biased terminal arrangement," *Proc. of ITC-CSCC 2008*, pp.521–524, Shimonoseki, Japan, 2008.
6. T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A broadcasting method for suppressing hidden terminals effect on IEEE 802.11DCF," *Proc. of IVCS 2009*, pp.1–5, Las Vegas, Nevada, 2009.
7. T. Shigeyasu, H. Matsuno, and N. Morinaga, "A new method for improving MAC level broadcast receive ratio using 2-phase RTS/CTS handshakes sequence," *Proc. of NBiS 2009*, pp.580–585, Indianapolis, Indiana, 2009.

研究会発表

1. 重安哲也, 松野浩嗣, "隠れ端末の影響のみを評価できるシミュレーション用グラフ生成アルゴリズム," マルチメディア, 分散, 協調とモバイル (DICOMO 2003) シンポジウム論文集, pp.225–228, 2003.
2. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "送信影響範囲を基準とした MAC プロトコルの効率化とその評価," 情報処理学会研究報告 (マルチメディア通信と分散処理), Vol.2006, No.61, pp.7–12, 2006.
3. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "隠れ端末の送信を抑制する衝突回避型ブロードキャストプロトコル," 情報処理学会研究報告 (マルチメディア通信と分散処理), Vol.2007, No.91, pp.1–6, 2007.
4. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "IEEE 802.11 DCF 端末との混在環境下における MAC Level Fairness 向上方式の提案," 第 15 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ論文集, 情報処理学会, pp.43–48, 2007.
5. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "2 段階の RTS/CTS 交換で隠れ端末の送信を抑制する MAC レベルブロードキャスト受信率向上方式," 第 16 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ論文集, pp.55–60, 2008.

大会発表

1. 重安哲也, 石中秀幸, 松野浩嗣, "無線ネットワークの疎密さと隠れステーションの関係," 第 63 回情報処理学会全国大会講演論文集, 4 分冊, pp.283–284, 2001.
2. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "隠れ端末の影響評価のためのネットワーク生成ア

ルゴリズム," 2003 年電子情報通信学会総合大会講演論文集, B–5–16, 2003.
3. 重安哲也, 松野浩嗣, 森永規彦, "隠れ端末を抑制する信頼性の高いブロードキャストプロトコル," 電子情報通信学会 2007 年ソサエティ大会, B–5–142, 2007.

受賞

1. 最優秀論文賞（第 15 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ），情報処理学会マルチメディア通信と分散処理（DPS）研究会，2007 年 11 月
2. 平成 20 年度山下記念研究賞，情報処理学会，2009 年 3 月
3. Outstanding Oral Paper Award（ITC − CSCC 2008），2009 年 7 月