

修士論文

全二重通信無線LANにおける  
メディアアクセス制御

指導教員 守倉 正博 教授

京都大学大学院情報学研究科  
修士課程通信情報システム専攻

飯田 直人

平成 29 年 2 月 8 日

## 全二重通信無線 LAN における メディアアクセス制御

飯田 直人

### 内容梗概

無線 LAN (Local Area Network) のシステム容量を大きくする方法の一つとして、送受信を同時に同一帯域で行う全二重通信が有望である。全二重通信無線 LAN においては、同時に送信される二つのデータフレームの時間長が異なる場合に、一方しか送信されず半二重通信状態となる無駄時間が生じ、全時間で全二重通信している場合と比較してシステムスループットが低下するという課題がある。加えて、ある STA (Station) から AP (Access Point) への上り通信と AP から別の STA への下り通信を同時に同一帯域で行う UFD (user-multiplexing Unidirectional Full-Duplex) 通信において、一方の STA から他方の STA へのユーザ間干渉が問題となる。この問題に対し、ユーザ間干渉が比較的小さな 2 台の STA を選択しシステムスループットを最大化する手法の先行研究がなされているが、STA 間の送信機会に関する不公平性や半二重通信の無線 LAN システムに比べて STA の遅延時間が増大するという課題が残されている。

本論文では、これらの課題に対して解決を図る。まず、フレーム時間長の違いによる無駄時間の発生に対して、フレーム時間長最適化手法を提案する。一方がフレームアグリゲーション技術を用いて複数のデータフレームを一つに連結することで他方のフレーム時間長に揃え、無駄時間を削減する。計算機シミュレーションにより、提案方式が無駄時間を削減し、システムスループットを向上させることを示す。次に、UFD 通信における STA 間の送信機会に関する公平性を改善するための送受信 STA 選択手法を提案する。提案方式では、STA 間の送信機会に関する公平性を考慮した送受信 STA 選択を最適化問題として定式化する。計算機シミュレーションにより提案方式が公平性を改善することを示す。最後に、STA の遅延時間を削減するために UFD 通信の上り通信に OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access) 方式を適用した無線 LAN システムとその送受信 STA 選択手法を提案する。OFDMA 方式によって複数の上り通信を並列に行うことで STA の送信機会を増加させ、遅延時間を削減する。計算機シミュレーションにより、提案方式により STA の遅延時間が削減されることを示す。

## Media Access Control for In-Band Full-Duplex Wireless LANs

Naoto IIDA

### Abstract

An in-band full-duplex system is one of key techniques to increase communication capacity of wireless local area networks (WLANs), which allows nodes to transmit and receive simultaneously in the same frequency band. In in-band full-duplex WLANs, the difference in time length of two data frames transmitted simultaneously wastes the frequency channel where more frames could be transmitted. In the user-multiplexing unidirectional full-duplex (UFD) communication, where a station (STA) transmits to an access point (AP) and the AP transmit to another STA, an inter-user interference decreases the throughput performance. To mitigate the inter-user interference, STA-pair selection schemes have been discussed. These schemes select pairs of STAs so that the system throughput is maximized. However they cause unfairness on transmission opportunities between STAs and long transmission delays of STAs.

This thesis proposes three schemes to solve these problems. First, this thesis proposes a frame length optimization scheme to reduce the wasted time and improve the throughput performance. The scheme solves an optimization problem to select data frames and adjusts the time length of a data frame to that of the data frame transmitted simultaneously using the frame aggregation technique. Simulation results show that the proposed scheme reduces the wasted time and improves the throughput performance. Second, this thesis proposes an STA-pair selection scheme for the UFD communication to improve the fairness on transmission opportunities between STAs. In this scheme, the AP solves an optimization problem and get access probabilities of each STA-pair. Then, one STA-pair is selected based on the probabilities. The objective function of the optimization problem considering the fairness increases transmission opportunities of STAs under bad channel conditions. Simulation results show that the proposed scheme improves the fairness. Finally, this thesis proposes a scheme applying uplink orthogonal frequency division multiple access (OFDMA) system to the UFD communication. Using the uplink OFDMA system, this scheme increases transmission opportunities of STAs and mitigates the transmission delays of STAs. Simulation results show that transmission delays of STAs are decreased.

# 全二重通信無線 LAN における メディアアクセス制御

## 目次

<b>第 1 章</b>	<b>序論</b>	<b>1</b>
<b>第 2 章</b>	<b>関連技術</b>	<b>4</b>
2.1	無線 LAN .....	4
2.1.1	CSMA/CA 方式 .....	4
2.1.2	フレームアグリゲーション .....	7
2.1.3	OFDM 方式と OFDMA 方式 .....	9
2.2	全二重通信無線 LAN .....	10
2.2.1	全二重通信無線 LAN のシステムモデル .....	10
2.2.2	全二重通信無線 LAN における干渉 .....	11
2.2.3	全二重通信無線 LAN にむけた MAC プロトコルに関する既存研究 .....	12
<b>第 3 章</b>	<b>提案方式</b>	<b>24</b>
3.1	フレーム時間長最適化 .....	24
3.2	UFD 通信における送受信 STA 選択 .....	26
3.2.1	公平性の改善 .....	26
3.2.2	低遅延を要求する STA の QoS の向上 .....	28
3.3	UFD 通信と上り OFDMA の併用による遅延時間削減 .....	28
3.3.1	送受信 STA 選択手法の概要 .....	29
3.3.2	送受信 STA 組決定手法の詳細 .....	32
3.3.3	計算時間の削減 .....	35
<b>第 4 章</b>	<b>シミュレーション評価</b>	<b>37</b>
4.1	フレーム時間長最適化 .....	37
4.1.1	シミュレーション条件 .....	37
4.1.2	シミュレーション結果 .....	38
4.2	UFD 通信における送受信 STA 選択 .....	43
4.2.1	シミュレーション条件 .....	43
4.2.2	シミュレーション結果 .....	43

4.3	UFD 通信と上り OFDMA 方式の併用による遅延時間削減 . . . . .	48
4.3.1	シミュレーション条件 . . . . .	48
4.3.2	シミュレーション結果 . . . . .	50
<b>第 5 章</b>	<b>まとめ</b>	<b>53</b>
	謝辞	55
	参考文献	56

## 第1章 序論

近年，無線 LAN (Local Area Network) が急速に普及し，急増するトラヒックにより 2.4 GHz 帯は逼迫しており，近い将来 5 GHz 帯も同様の状態になることで，スループットの低下が問題となる．そのような状況において，無線 LAN システムの大容量化が望まれる．大容量化を実現する方法の一つとして，無線 LAN での同一帯域における全二重通信技術が有望である．あるノードにおける送受信が時分割や周波数分割で行われている従来の半二重通信に対し，全二重通信ではあるノードにおける送受信を同時に同一周波数帯で行う．1998 年に 1.8 GHz 帯移動通信における全二重通信システムが [1] によって実験的に示されて以来，全二重通信に関する数多くの研究がなされている [2, 3, 4, 5, 6]．全二重通信を無線 LAN に適用する場合，三つのモデルに分けられる．第一は 1 台の AP (Access Point) と 1 台の STA (Station) が互いに送受信を同時に行う BFD (Bidirectional Full-Duplex) 通信であり，第二は 1 台の AP と AP への上り通信を行う STA，AP からの下り通信を受信する STA の 3 台による UFD (user-multiplexing Unidirectional Full-Duplex) 通信，第三は 1 台の AP と 1 台の STA の通信を RN (Relay Node) によって中継する FD (Full-Duplex) リレー通信である [7]．

全二重通信無線 LAN には，従来の半二重通信には無かった自己干渉と呼ばれる干渉が存在する．自己干渉とは，送受信を同時に同一帯域で行った際に，受信側において自身の送信信号が干渉波として受信される干渉である．全二重通信無線 LAN を実現するためにはこの自己干渉を除去する必要がある，最大 110 dB の干渉除去が可能であることが示されている [8, 9]．こうした自己干渉除去技術の発展によって全二重通信無線 LAN の実現可能性が高まってきている．しかし，全二重通信無線 LAN には自己干渉の他にも検討すべき課題が存在する．

本論文では，全二重通信無線 LAN のメディアアクセス制御における三つの課題を解決する．第一は，異なる時間長のデータフレームを同時に送受信することで生じるチャネル利用効率の低下である．全二重通信無線 LAN に向けた MAC (Media Access Control) プロトコル [9, 10, 11] がこれまで提案されているが，これらの MAC プロトコルでは，同時に行われる二つの通信のうち一方が先に終了すると，もう一方が終了するまで一つの通信しか行っていない半二重通信状態となった無駄時間が生じる．この無駄時間により，フレーム時間長が等

しく常に全二重通信を行った場合と比べてスループットが低下するという問題や、ACK (Acknowledgement) フレームや他ノードのデータフレームと送信中のデータフレームが衝突するという問題が生じる。本論文では、同時に送受信される二つのデータフレームの時間長を揃え無駄時間をなくすために、フレーム時間長最適化手法を提案する。提案方式では、フレームアグリゲーションと呼ばれる複数のデータフレームを一つに連結する技術を用いて、同時に送信される二つのデータフレーム時間長の差を最小化する。

第二は、UFD 通信にけるユーザ間干渉を低減するための送受信 STA 選択手法に関する課題である。ユーザ間干渉とは、UFD 通信において上り通信を行っている STA の送信信号が同時に行われている下り通信に与える干渉である。ユーザ間干渉は送信を行う STA と受信を行う STA の位置関係や送信電力に依存するため、ユーザ間干渉の影響を低減するためには、干渉が小さくなるような位置関係にある STA の組み合わせを選び出すことや、送信電力制御を行うことが必要がある。[10] では各 STA の組み合わせ毎の過去の全二重通信の成功確率を用いて組み合わせを決定し、[11, 12] では事前に収集した各 STA の組み合わせ毎の干渉の大きさを用いて組み合わせを決定する。また、[13] では STA の組み合わせ毎の干渉量から実効スループットを推定し最適化問題を解くことで、システムスループットを最大化する STA の組み合わせを確率的に選択する方式を提案している。加えて送信電力制御も行っている。しかし、これらの手法では干渉が小さく、高いスループットが期待される STA が存在すると、組み合わせの選択に大きく偏りが生じ公平性が低下する。また、QoS (Quality of Service) 制御に関する議論はなされておらず、例えば音声通話などの低遅延を要求するアプリケーションサービスを利用する STA に対しても干渉量やスループットを基準に STA を選択するため、送信機会が得られず遅延時間が大きくなる可能性がある。

本論文では、既存研究 [13] で議論される確率的な STA 選択手法をもとに、STA 間の送信機会の公平性を改善するための目的関数と STA 毎の遅延要求に応じた QoS 制御手法に関して提案する。スループットの期待値を最大化することを目的とした既存研究に対し、提案方式では各 STA の送信待機時間の項を目的関数に設け、送信機会を得られず送信待機時間が長くなっている STA に送信機会を与えることで、公平性の改善を行う。ただし、送信待機時間とは STA のバッファにあるデータフレームがバッファの先頭に到着してから現在までの経過時間を

示す。更に、低遅延を要求する STA の最低送信確率を向上させることで QoS の改善を図る。

第三は、既存研究は半二重通信と比較して上り通信を行う STA の遅延時間が増大するという課題である。これは、UFD 通信ではユーザ間干渉により半二重通信時と比較して伝送速度が低下するため、一回のデータフレーム送信にかかる時間が増加し、かつ、下り通信の送信頻度が増加するため、半二重通信と比較して STA の送信頻度が低下するためである。上り通信の遅延時間が増大すると、TCP (Transmissioin Control Protocol) 下り通信における TCP-ACK パケットの遅延時間を増加させ、結果的に TCP 下り通信のスループットの低下が生じる [14]。本論文では、遅延時間削減に向け、UFD 通信の上り通信に OFDMA (Orthogonal Frequency Division Multiple Access) 方式を適用した無線 LAN システムとそれを実現するための送受信 STA 選択手法を提案する。提案方式では、上り OFDMA 方式導入により送受信 STA の選択において複数の上り通信 STA を選択可能とし、STA の送信機会を向上することで遅延時間を削減する。第二の課題で提案した送受信 STA 選択最適化問題を拡張し、半二重通信、UFD 通信、上り OFDMA 方式、UFD 通信と上り OFDMA 方式の組み合わせの四つの通信方式を適応的に切り替え、送受信 STA 選択を行う。

本論文の構成は以下のとおりである。まず、第 2 章で既存無線 LAN に関する技術や、全二重通信無線 LAN に関する既存研究について述べる。次に、第 3 章では各課題に対して、提案を行う。第 4 章では、提案方式の性能を計算機シミュレーションによって評価する。最後に、第 5 章で本論文を総括する。



## 第2章 関連技術

### 2.1 無線 LAN

#### 2.1.1 CSMA/CA 方式

無線通信ではフレームが衝突していることを有線通信のように検知できない。そのため、IEEE 802.11 規格で定められた無線 LAN においては、フレームの衝突を避けるために CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 方式を用いる [15]。CSMA/CA 方式では、まず、各ノードはデータフレームの送信を開始する前にキャリアセンスを行うことで、チャンネルが未使用 (アイドル) 状態であるかどうかを確認する。キャリアセンスの結果、DIFS (Distributed Interframe Space) と呼ばれる期間 (IEEE 802.11a 規格では  $34\mu\text{s}$ ) チャンネルがアイドルであれば、更にバックオフ時間だけキャリアセンスを続行する。このバックオフ時間は、 $[0, \text{CW (Contention Window)}]$  内の一様な分布から生成される整数  $m_b$  を用いて以下の式で決定される。

$$\text{バックオフ時間} = m_b \times \text{SlotTime} \quad (1)$$

ただし、SlotTime は規格によって定められた定数であり、IEEE 802.11a 規格では  $9\mu\text{s}$  である [16]。バックオフカウンタ  $m_b$  を SlotTime ごとに  $m_b$  を 1 ずつ減算によってカウントダウンを行う。バックオフカウンタが 0 となりバックオフ時間を終えたノードがデータフレームの送信を開始する。CW はその最小値を  $\text{CW}_{\min}$ 、最大値を  $\text{CW}_{\max}$ 、再送回数を  $n_{\text{retry}}$  とすると、

$$\text{CW} = \min \{ (\text{CW}_{\min} + 1) \times 2^{n_{\text{retry}}} - 1, \text{CW}_{\max} \} \quad (2)$$

で定められる。このように、バックオフカウンタがノードごとにランダムに決定されることで、衝突の確率を低減している。更に、再送回数に応じて CW を増大させることで、各ノードが同じバックオフカウンタを選択する確率を下げ、連続した衝突が発生する確率を低減している。また、再送回数の上限をリトライリミットと呼び、再送回数がこれを超えた場合、該当フレームを破棄し、CW を最小値  $\text{CW}_{\min}$  にリセットする。

このバックオフ期間中に他ノードのデータフレーム送信を検出したノードは残ったバックオフカウンタを一つ減算した値を持ち越して送信待機状態となる。データフレームを正常に受信したノードは、その受信完了時点から SIFS (Short

Interframe Space) 時間 (IEEE 802.11a 規格では  $16\mu\text{s}$ ) 待った後 ACK フレームを返送する。データフレームを送信したノードは、宛先となったノードからの ACK フレームを正常に受信できれば、データフレームの送信が正常に行われたと判断される。ACK タイムアウトと呼ばれる時間内に ACK フレームが受信できなければ、データフレームは正しく相手に届かなかったと判断し、データフレームの再送を行う。

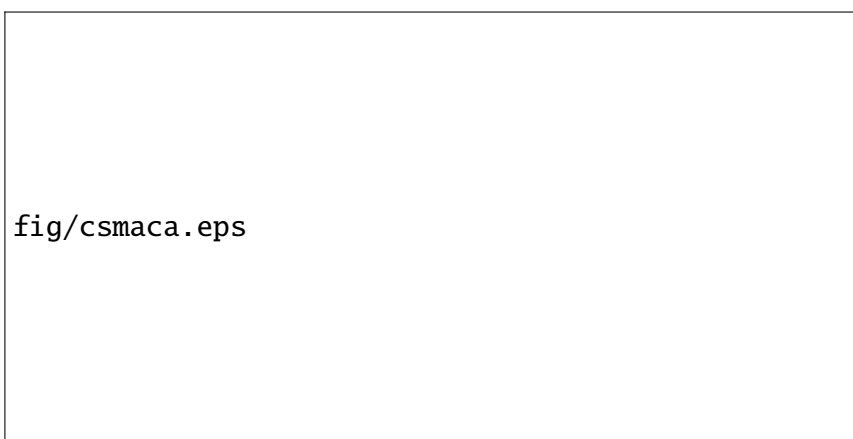


図 1: CSMA/CA 方式の通信手順

例として、図 1 に 1 台の AP に対して 3 台の STA が上り通信を行う場合を示す。まず、3 台の STA は DIFS 時間チャンネルがアイドルであることをキャリアセンスにより確認すると、バックオフのカウントダウンに入る。そして、最初にバックオフ時間が終了した STA 1 がデータフレームの送信を開始する。STA 2, STA 3 はバックオフカウンタの値を一つ減算して、待機状態となる。AP は STA 1 からデータフレームを受け取った後、ACK フレームを STA 1 に返送する。STA 1 は ACK フレームを受信すると自身のデータフレーム送信が正常に行われたと判断し、新たなバックオフカウンタを設定する。STA 1 が正常に ACK フレームを受信した後、各 STA は DIFS 時間チャンネルがアイドルであることを確認し、バックオフのカウントダウンを始める。その後、STA 2, STA 3 が同時にバックオフ時間を終えるため、同時にデータフレームを送信してしまい、衝突が発生している。この場合、AP はデータフレームを正しく受信できないので、ACK フレームを返送しない。STA 2, STA 3 は ACK タイムアウト分の時間を待っても ACK フレームが返ってこないため、自身が送信したデータフレームが

正しく受信されなかったと判断し、再送を試みる。この際、式(2)における再送回数が  $n_{\text{retry}} = 1$  となることで、STA 2, STA 3 の CW が大きくなり、同じバックオフカウンタを選ぶ確率が減るため再度衝突する確率が減少する。

このように、CSMA/CA 方式ではキャリアセンスとバックオフ制御によって、同時送信によるフレームの衝突を避ける。しかし、ノード同士がキャリアセンス範囲外にある場合、一方のノードがフレーム送信しているかどうかを他方のノードは検知することができない。したがって、一方のノードがフレーム送信中にも関わらず他方のノードがフレーム送信を行うため、フレーム衝突が多発してスループットが減少する。この問題を隠れ端末問題と呼ぶ。隠れ端末問題の対策として CSMA/CA 方式では RTS (Request To Send) /CTS (Clear To Send) アクセス手順を用いる。この方式では、送信を試みるノードはバックオフ時間待った後にデータフレームを送信するのではなく、まず、RTS フレームを送信する。RTS フレームの送信先ノードは、RTS フレーム受信から SIFS 時間待った後に CTS フレームを RTS フレームを送信したノードへ返送する。RTS フレームを送信したノードは、CTS フレームを受信すると、そこから SIFS 時間待った後データフレームを送信する。RTS フレームと CTS フレームはデータフレームと比べて短いフレームであり、内部に duration field と呼ばれる部分を持つ。duration field には RTS/CTS フレームに続くデータフレーム送信のためにチャンネルが占有される時間を格納している。RTS/CTS フレームを送信した 2 台のノード以外のノードは、RTS/CTS フレームのいずれかを受信することで、続けて行われるデータフレーム送信に必要な時間を知ることができ、その間データフレームの送信を待機することで隠れ端末による衝突を回避する。また、RTS フレームは短いフレームであるため、仮に衝突が発生してもチャンネルを占有する時間が短く、システム全体に与える影響は小さい。そのため、長いデータフレームを送信する際にも、データフレームの衝突によるシステムへの被害を軽減するために RTS/CTS アクセス手順が用いられる。

例として、図 2 に AP に対して、STA 1, STA 2, STA 3 が RTS/CTS アクセス手順を用いて上り通信を試みる様子を示す。ただし、STA 1 と STA 3 は隠れ端末関係にあるとする。このような場合に、RTS/CTS アクセス手順を用いない CSMA/CA 方式による制御を行うと、STA 1 がデータフレームの送信を開始しても、STA 1 に対して隠れ端末関係にある STA 3 はそれをキャリアセンスできず、データフレームの送信を開始し衝突が発生してしまう可能性がある。RTS/CTS

アクセス手順を用いる CSMA/CA 方式では、最初にバックオフ時間を終えた STA 1 は、まず RTS フレームを AP に向けて送信する。このとき、STA 3 は STA 1 に対して隠れ端末関係にあるので RTS フレームを受信できず、バックオフのカウントダウンを続ける。STA 1 からの RTS フレームを受信した AP は、STA 1 に対して CTS フレームを返送する。このとき、STA 3 は AP が返送する CTS フレームを受信できるため、これからチャネルが STA 1 によって使用される時間がわかり、自身の送信を待機することが可能となり衝突を防ぐことができる。

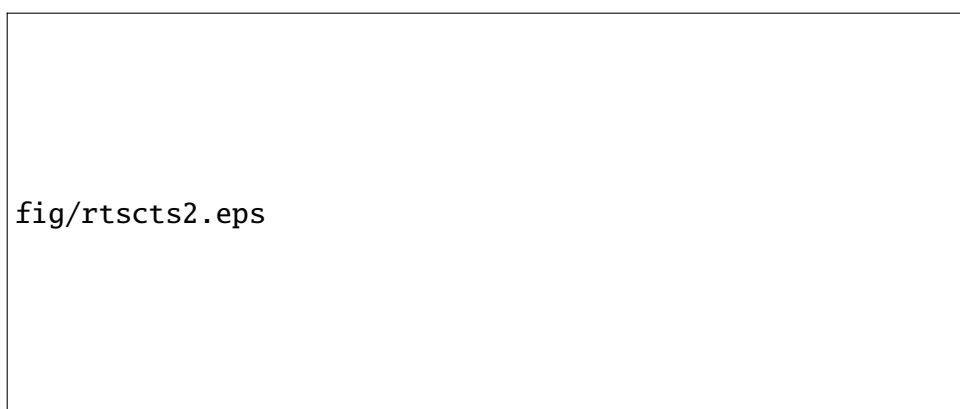


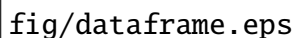
図 2: RTS/CTS アクセス手順を用いた CSMA/CA 方式での通信手順

### 2.1.2 フレームアグリゲーション

IEEE 802.11n 規格には、複数のデータフレームを一つにまとめて送信するフレームアグリゲーションと呼ばれる機能がある [17]。このフレームアグリゲーションについて述べる前に、まず、通常 of データフレームの構造を図 3(a) に示す。データフレームにおいて、上位レイヤと受け渡しする部分を MSDU (MAC Service Data Unit) と呼び、それに MAC ヘッダと誤り訂正のための冗長符号である FCS (Frame Correction Sequence) を加えた部分を MPDU (MAC Protocol Data Unit) と呼ぶ。フレームアグリゲーションには、MSDU を連結する A-MSDU (Aggregate-MSDU) と MPDU を連結する A-MPDU (Aggregate-MPDU) の 2 種類が存在する。

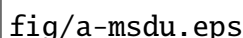
図 3(b) に A-MSDU のフレーム構造を、図 3(c) に A-MPDU のフレーム構造を示す。ただし、アグリゲーションした際に個々の MSDU, MPDU に付加されるサブフレームヘッダは省略している。A-MSDU は MAC ヘッダや FCS を含ま

ない MSDU 部分を連結するためオーバーヘッドが少なく済むが、FCS が複数の MSDU に対して一つしかないため、データフレーム全体の正誤しか判定できず、連結した MSDU のうち一つでも受信に失敗すると連結した MSDU すべてを再送する必要がある。一方、A-MPDU は、一つの MSDU に対して一つの MAC ヘッダと FCS を持つためオーバーヘッドが大きいが、MSDU ごとに誤り検出が可能であるため受信に失敗した MSDU のみ再送すればよいという利点がある。また、A-MPDU では MSDU ごとに ACK フレームが必要となるので、複数の ACK フレームをまとめた BlockACK フレームを用いる。BlockACK フレームは複数の MSDU に対して、正常に受信できたかどうかをビットマップによって示す。この BlockACK フレームは通常の ACK フレームに比べてフレーム長が長い。IEEE 802.11n 規格では A-MSDU は連結後の MSDU 部分が最大 8 kB まで、A-MPDU は連結後の MPDU 部分が最大 64 kB までと定められている [17]。加えて、図 3(c) に示すように、A-MPDU によってアグリゲーションされるデータフレームの MSDU は、A-MSDU によってアグリゲーションされた MSDU であってもよく、A-MSDU と A-MPDU による入れ子構造が可能となっている。本論文では、この二つのうち A-MSDU のみを用いる。



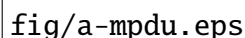
fig/dataframe.eps

(a) 通常のデータフレームの構造



fig/a-msdu.eps

(b) A-MSDU のフレーム構造



fig/a-mpdu.eps

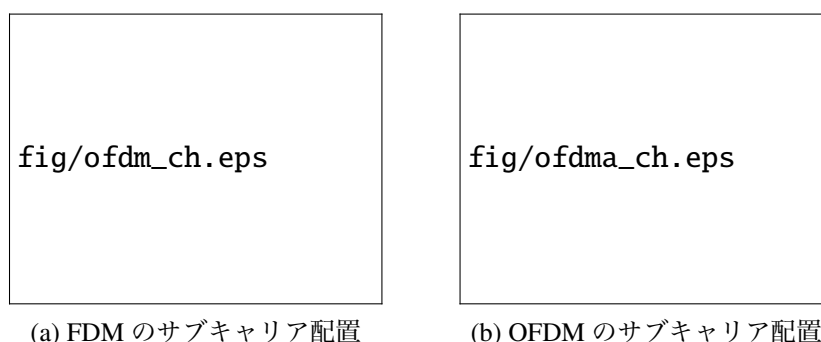
(c) A-MPDU のフレーム構造

図 3: 各データフレーム構造

### 2.1.3 OFDM 方式と OFDMA 方式

IEEE 802.11 無線 LAN では送信信号の変調に OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) 方式が用いられる。OFDM 方式とは、周波数利用効率を高めるため、それぞれのサブキャリアに直交性を持たせ、サブキャリア間隔を狭める方式である。また、OFDM 方式はマルチキャリアであるため、複数の低速な信号に分割することができ、シングルキャリアの高速な信号と比較してマルチパス歪に強くなるという利点がある。図4(a), (b)に FDM (Frequency Division Multiplexing) 方式と OFDM 方式のサブキャリア配置の概要を示す。FDM 方式では隣接するサブキャリアが直交していないため、サブキャリア同士の干渉が発生しないようガードバンドと呼ばれる伝送に用いない空の帯域が必要となる。一方、OFDM 方式は隣接サブキャリアが互いに直交しているため、周波数的な重なりを持っていても干渉することなく分離可能である。IEEE 802.11a 規格では一つのチャンネルに 52 本のサブキャリアが存在し、内 4 本がパイロット信号用、残り 48 本がデータ伝送用として用いられる。

OFDMA 方式とは、一つのチャンネルに存在するサブキャリアを複数のユーザに割り当て並列伝送する方式である。OFDM 方式ではあるチャンネルのすべてのサブキャリアを一つの通信に用いるのに対し、OFDMA 方式ではそれらのサブキャリアを複数ユーザに割り当てることで、複数ユーザとの並列伝送を実現するという違いがある。現在策定が進められている IEEE 802.11ax 規格において、OFDMA 方式は、短いフレームの並列伝送による周波数利用効率の向上や、TCP-ACK パケットの遅延時間削減による TCP スループットの向上を実現する技術として期待されている [18]。



(a) FDM のサブキャリア配置

(b) OFDM のサブキャリア配置

図 4: FDM と OFDM のサブキャリアの配置

## 2.2 全二重通信無線 LAN

### 2.2.1 全二重通信無線 LAN のシステムモデル

本節では，全二重通信を無線 LAN に適用したシステムモデルについて述べる．全二重通信無線 LAN では，全二重通信を構成するノードの台数や位置関係によって，適用条件が異なるため，それらを分類しモデル化する．

図 5 に示すように 1 台の AP と 1 台の STA が，ペアとなって送受信を同時に同一帯域で行う全二重通信を BFD 通信と呼ぶ．この BFD 通信では，AP と STA の両方が全二重通信を行っているため，AP，STA とともに 2.2.2 項で述べる自己干渉除去技術が必要である．また，両ノードの位置関係に特に制限はなく，互いに通信が可能な距離にあればよい．



図 5: BFD 通信

図 6 に示すように 1 台の AP がある STA への下り通信と別の STA からの上り通信を同時に同一帯域で行う全二重通信を UFD 通信と呼ぶ．この UFD 通信では AP が上り通信の受信と下り通信の送信を同時に同一帯域で行っている．そのため，自己干渉は AP でのみ発生するため，AP のみ自己干渉除去技術が利用可能であればよく，従来の自己干渉除去技術を持たない STA も UFD 通信への参加が可能である．また，この UFD 通信には BFD 通信には存在しなかったユーザ間干渉と呼ばれる干渉が存在する．本論文では，この UFD 通信のうち，AP を介する STA  $j$  から STA  $i$  へのリレー通信ではなく，STA  $i$ ，STA  $j$  はそれぞれコアネットワークからの下りトラヒックの受信，コアネットワークへの上りトラヒックの送信を行っているものを扱う．

更に，図 7 に示すような AP-STA 間の上り通信，あるいは，下り通信を RN によって中継する FD リレー通信がある．これは AP-RN 間の通信と RN-STA 間の通信が同時に同一帯域で行われている．FD リレー通信は AP-STA 間の距離

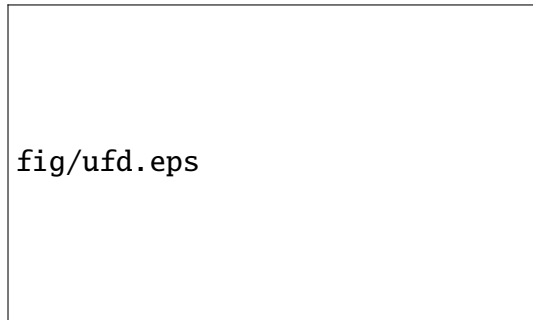


図 6: UFD 通信

が大きい場合や伝搬環境が良くない場合に用いられる。全二重通信を行っているのは RN のみであるため、自己干渉除去技術は RN のみが利用可能であれば良い。UFD 通信同様、AP-STA 間に干渉が存在する。

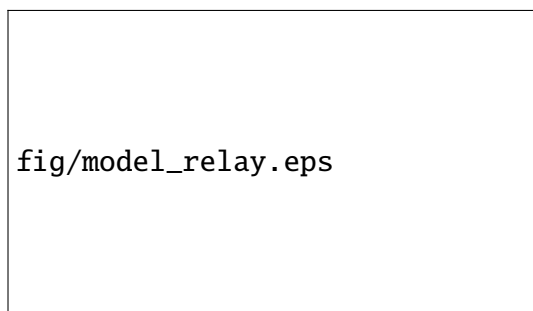


図 7: FD リレー通信による AP-STA 間の下り通信

### 2.2.2 全二重通信無線 LAN における干渉

全二重通信無線 LAN には従来の無線 LAN には存在しなかった二つの干渉が存在する。それは、自己干渉とユーザ間干渉である。

自己干渉とは、あるノードが送信と受信を同時に同一帯域で行うことによって、自身の送信信号が受信信号に与える干渉である。BFD 通信では AP と STA の両方で、UFD 通信では AP のみにおいて発生する。全二重通信を無線 LAN に適用するにあたって、この自己干渉を除去することが必要不可欠である。

この自己干渉における干渉波はその性質によっていくつかの要素に分類できる。遅延波のように線形性を持った要素や、回路から発生するような非線形の要素、更には、増幅器や発振器から発生するランダムな要素である。[8, 9] では、これら複数の要素からなる自己干渉を複数の段階に分けて除去している。まず、



第一は複数アンテナを用いた受動的な自己干渉除去である。これは、1 台のノードがアンテナを複数持つ場合に、送受信アンテナの配置によって干渉波の伝搬損失を最大化することで干渉波の影響を小さくすることを実現している。第二はアナログ信号に対しての自己干渉除去である。自身がこれから送信するアナログ信号を遅延素子やアッテネータに通すことで、これから到達するであろう干渉波を生成し、それを受信信号から取り除くものである。第三は、前述二つの自己干渉除去を行った後、ADC (Analog to Digital Converter) を経たデジタル信号に対して行われる自己干渉除去である。ここでは、まずアナログ信号に対する干渉除去と同様に遅延波を生成して、アナログ段階までで除去しきれなかった遅延波を除去する。更に、テイラー展開を用いた非線形要素の一般的なモデルで非線形要素を取り除く。

これらの方法を用いて、[8] では干渉波を 110 dB, [9] では 85 dB 除去できることを示している。特に、110 dB の除去が可能であるということは、例えば、送信電力が 20 dBm であった場合、自己干渉波を -90 dBm というノード自身が発生する熱雑音程度まで低減することが可能であり、十分実用に耐えうる値である。

次に、ユーザ間干渉とは図 6 に示すような上り通信を行う STA (STA  $j$ ) の送信信号が下り通信を受信する STA (STA  $i$ ) の受信信号に干渉を及ぼす干渉である。ユーザ間干渉では、干渉を受ける STA  $i$  にとって干渉波は STA  $j$  が送信する未知の信号であるため、干渉波をある程度予測可能な自己干渉と異なり、容易に除去することができない。このユーザ間干渉の大きさは干渉源 STA と被干渉 STA の間の距離や干渉源 STA の送信電力に依存するため、ユーザ間干渉の影響を低減するためには、送信を行う STA と受信を行う STA の適切な選択や送信電力制御が必要である。

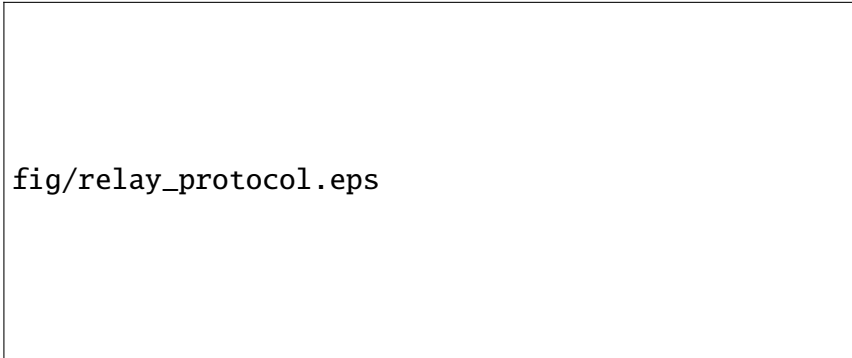
### 2.2.3 全二重通信無線 LAN にむけた MAC プロトコルに関する既存研究

既存研究について述べる前に、プライマリセンダとセカンダリセンダという言葉进行定義する。プライマリセンダとは、最初にデータフレームの送信を開始するノードのことである。一方、全二重通信を行うためにプライマリセンダのデータフレーム送信に呼応してデータフレームの送信を開始するノードのことである。AP と STA はプライマリセンダとセカンダリセンダの両方になり得る。

[9] では、従来の RTS/CTS アクセス手順を用いた FD-MAC 方式によって全二重通信を実現する。図 8(a) にセカンダリセンダの送信先がプライマリセンダで



(a) セカンダリセンダがプライマリセンダに送信する場合



(b) セカンダリセンダが別のノードに送信する場合

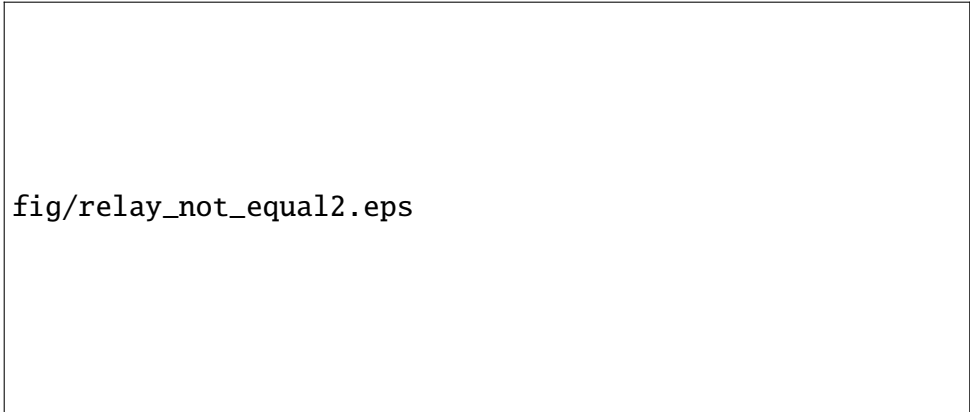
図 8: 既存研究 [9] による全二重通信無線 LAN の MAC プロトコル

ある場合の通信手順を、図 8(b) にセカンダリセンダの送信先がプライマリセンダとは別のノードである場合の通信手順を示す。まず、バックオフを終えたノードがプライマリセンダとなり RTS フレームを送信する。RTS フレームの送信先となったノードがセカンダリセンダとなる。RTS フレームを受信したセカンダリセンダは CTS フレームを返送し、両者の同期を取る。その後、プライマリセンダとセカンダリセンダが同時にデータフレームを送信する。セカンダリセンダの送信先は、プライマリセンダかそれとは別のノードである。データフレームの送受信が完了した後は、同時に ACK フレームを送信する。この FD-MAC 方式は従来の無線 LAN に存在する RTS/CTS アクセス手順を用いているため、後方互換性があるという利点がある。

[9] においては、プライマリセンダとセカンダリセンダが送信するデータフレームの時間長が同じであると仮定しているが、実際のトラヒックではデータフレームの長さは様々であり、両者のフレーム時間長は異なる。その結果、一方のデータフレームの送信完了後、もう一方のデータフレームの送信のみが行われている半二重通信状態の時間が発生する。チャンネルが空くことによって生

じる問題点は、以下の三つである。

1. データフレームの送信が行われていない無駄時間が発生し時間長が等しい場合と比較してスループットが低下する。
2. セカンダリセンダ宛の ACK フレームがプライマリセンダが送信するデータフレームと衝突する。
3. プライマリセンダの信号を検知できない他ノードとフレームの衝突が発生する。



fig/relay\_not\_equal2.eps

図9: フレーム時間長が揃っていない場合の問題点

例として、図9に、プライマリセンダのフレーム時間長がセカンダリセンダのフレーム時間長より長い場合の通信の様子を示す。このような場合、セカンダリセンダは、自身のフレーム送信が終了すると、プライマリセンダの送信が終了するまで待機する必要がある。待機している間、半二重通信状態となった無駄時間が生じ、フレーム時間長が等しく全時間全二重通信を行った場合と比較してスループットが低下する。また、セカンダリセンダからのデータフレームを受信するノードが従来のノードであった場合、受信ノードはセカンダリセンダからのデータフレームの受信を終了した後、SIFS時間でプライマリセンダにACKフレームを返送してしまうが、セカンダリセンダはプライマリセンダからのデータフレームの受信途中であるので、セカンダリセンダにおいてプライマリセンダからのデータフレームと受信ノードからのACKフレームが衝突してしまう。プライマリセンダが送信を終わるまで受信ノードがACKフレームを返送しないように改良を加えたとしても、プライマリセンダと受信ノードが隠

れ端末の関係にあると、受信ノードはプライマリセンダの送信終了を検知できず、ACK フレームの返信タイミングがわからない。その結果、プライマリセンダからのデータフレームと受信ノードからの ACK フレームが衝突してしまう。更に、フレーム時間長の差と SIFS を足しあわせた時間が DIFS よりも長い場合、プライマリセンダの信号を受信できないノードは、セカンダリセンダのデータフレームの送信が終了した時点から ACK フレームを送信するまでにチャネルが DIFS だけアイドルであったと判断し送信を開始してしまい、プライマリセンダのデータフレームと衝突を起こす。このように、一方のデータフレームの送信が先に終了しチャネルが空いた時間が発生すると、多くの問題が発生する。

この問題に対し、[10] ではビジートーンを用いた ContraFlow 方式という MAC プロトコルを提案している。図 10 にその手順を示す。最初にバックオフを終えたノードがプライマリセンダとしてデータフレームの送信を開始する。その送信先となったノードは、データフレームの PLCP (Physical Layer Convergence Protocol) ヘッダと MAC ヘッダを受信した段階で自身が送信先であることを知り、その後、セカンダリセンダとして自身もデータフレームの送信を開始する。この際、ContraFlow 方式では両者のデータフレーム時間長の差と ACK フレームの受信が完了するまでの間をビジートーンによって埋める。これにより、前述した ACK フレームや他ノードからのデータフレームとの衝突を防ぐことができる。しかし、チャネルが空いた時間はビジートーンによって埋まっているものの、データフレームを送信しているわけではないため、スループットの低下という問題を解決できていない。

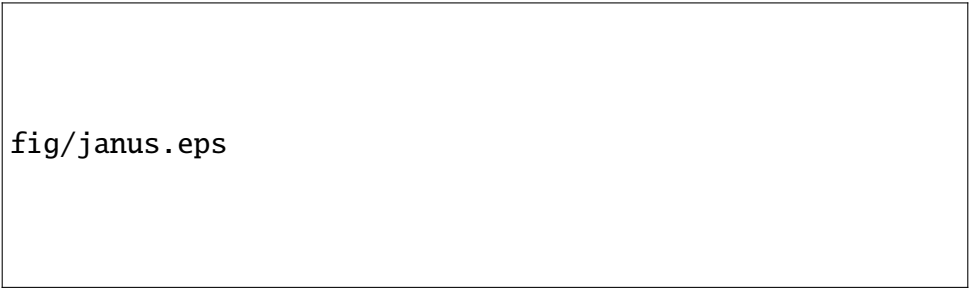


図 10: ContraFlow の送信手順

[11] では、Janus 方式という AP による集中制御手法が提案されている。図 11

にその手順を示す。まず、AP は Probe request packet をブロードキャストすることによって全 STA に問い合わせを行う。これに対し各 STA は、送信すべきデータフレームがある場合にのみ Request flag によって送信要求を行う。次に、AP は送信要求を行った STA に対して Request information packet によって情報要求を行う。各 STA は送信したいフレームの長さや互いの干渉に関する情報を AP に返送する。その後、それらの情報と AP 自身の送信キューの情報をもとに各 STA のデータフレーム送信タイミングや使用する伝送速度のスケジューリングを行い、各 STA に向けて Scheduling packet を送信することで、スケジュールを伝える。AP 及び各 STA は、そのスケジュールに従い順にデータフレームを送信する。ACK フレームの返送はすべてのデータフレームの送信が終了してから、Request acknowledgement packet によりスケジューリングを行い、それに従って ACK flag が返送される。

Janus 方式は集中制御であるため、完全なスケジューリングが可能であり、制御端末である AP に接続されている STA 同士では衝突が発生しない上、チャンネルに空き時間が生じ半二重通信となってしまうような時間が少ないことが利点として挙げられる。一方、送信要求や情報要求などスケジューリングのために新たに定義されたフレームを多く用いることや、スケジューリングのためのオーバーヘッドが大きいことが欠点として挙げられる。



fig/janus.eps

図 11: Janus 方式の送信手順

これら ContraFlow 方式、Janus 方式は、従来の IEEE 802.11 規格にない新たなフレームや信号、送信手順を用いているため、既に広く普及している従来規格の無線 LAN 端末との後方互換性を持たず、普及には課題が残ると思われる。

次に、UFD 通信における送受信 STA 組選択に関する既存研究について述べる。2.2.2 項で述べた通り、UFD 通信におけるユーザ間干渉は自己干渉のよう

に除去できないため、上り通信を行う STA と下り通信を受信する STA の組み合わせを適切に選択したり、送信電力制御を行ったりする必要である。[19] ではユーザ間干渉をなくすために下り通信を受信する STA  $i$  と上り通信を送信する STA  $j$  が隠れ端末関係である STA 組のみを選択している。こうすることで、STA  $j$  の送信信号が STA  $i$  の受信信号へ干渉を及ぼす可能性は低くなる。しかし、STA  $i$  と STA  $j$  が隠れ端末関係にあるという限られた条件でしか UFD 通信を行うことができない。

[12] では AP が送信先に UFD 通信が可能であるか問い合わせるという手法を提案している。AP は、STA  $j$  から送信されたデータフレームの PLCP ヘッダと MAC ヘッダを受信した後、自身が送信する宛先 STA  $i$  を決定し、その STA  $i$  に対して STA  $j$  との UFD 通信が可能かどうか問い合わせる。問い合わせを受けた STA  $i$  は STA  $j$  からの干渉電力と AP からの所望信号電力の SIR (Signal to Interference Ratio) を算出し、UFD 通信が可能か返答を行う。この手法により、UFD 通信が成功する確率を高めることができる。

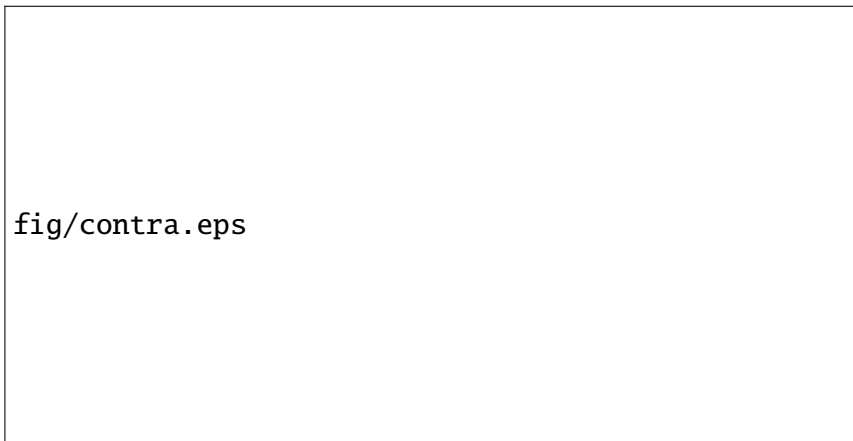


図 12: ContraFlow [10] によるセカンダリセンダの送信先選択手法

ContraFlow 方式 [10] では、STA 組毎に過去の全二重通信の成功率を記憶し、それをもとに送受信 STA 組の決定を行っている。例えば、図 12 のように、最初にバックオフを終えた STA 1 がプライマリセンダとして AP へ送信を開始した場合を考える。STA 1 から受信を開始した AP は自身の送信相手を STA 1, STA 2, STA 3, STA 4 から選択する必要がある。このとき、STA 3, STA 4 は STA 1 との距離が近いいため、干渉を強く受け全二重通信が成功する確率は低い。一方、

STA 2 は STA 1 からの干渉の影響が小さく、AP からの信号を正常に受信できる可能性が高い。また、STA 1 を選択した場合は BFD 通信となるため、自己干渉除去技術が十分であれば全二重通信が成功する確率が高い、このことを、AP は図中右のような過去の履歴から作成したリストによって判断する。

以上のように、[12, 10] は SIR や過去の履歴を用いることでユーザ間干渉が小さい STA の組み合わせを探し、UFD 通信が成功する確率を高めている。しかし、これらの送受信 STA 選択手法では送信を行う STA の送信電力制御がなされていない。次に述べる [13] は干渉を考慮した送受信 STA 選択を行った後、送信電力制御も行う。送信電力制御を行うことによりユーザ間干渉を低減し、UFD 通信の適用範囲を更に拡大することができる。

[13] はシステムスループットの最大化を目的とし、各送受信 STA 組の選択確率を変数とした最適化問題を解くことで各 STA が送受信を行う確率を決定し、その確率に応じて STA 選択を行う。更に、STA 組決定後上り通信を行う STA  $j$  の送信電力制御を行う。システムスループットの大小、つまり、干渉の大小に応じて決定的に STA 組を選択するのではなく、確率的に STA 組を選択することで送信機会に関する公平性を担保することを目指している。本論文では、この送受信 STA 選択手法をもとに提案を行うため詳細を述べる。

ここで、 $N$  台の STA のインデックス集合を  $\mathcal{N} = \{1, 2, \dots, N\}$  とし、この  $N$  台の STA の中から、図 6 のように AP からの下り通信を受信する STA  $i$  と、AP への上り通信を行う STA  $j$  を選び出す。このとき、STA の組み合わせを  $(i, j)$  と表現し、 $i, j \in \{0\} \cup \mathcal{N}$  であり、STA は自己干渉除去技術を持たず BFD 通信はできないと仮定して  $i \neq j$  とする。また、 $i = 0$  のときは下り通信を伴わない上り通信のみの半二重通信であり、 $j = 0$  のときは上り通信を伴わない下り通信のみの半二重通信であるとし、 $i$  と  $j$  が同時に 0 にならないものとする。

まず、UFD 通信を行う STA の組み合わせの集合  $\mathcal{C}_{\text{full}}$  を式 (3) により定義する。

$$\mathcal{C}_{\text{full}} := \{(i, j) \mid ij \neq 0, i \neq j, r_d^{(i,j)} > \epsilon, r_u^{(i,j)} > \epsilon\} \quad (3)$$

ただし、 $r_d^{(i,j)}$ ,  $r_u^{(i,j)}$  はそれぞれ AP から STA  $i$  への下りの実効スループット、STA  $j$  から AP への上りの実効スループットであり、 $\epsilon$  はスループットが 0 に近くなるような STA の組み合わせを除くためのしきい値である。 $\mathcal{C}_{\text{full}}$  の全組み合わせに対して、下り通信、上り通信それぞれの実効スループット  $r_d^{(i,j)}$ ,  $r_u^{(i,j)}$  を推定し、 $r^{(i,j)} = r_d^{(i,j)} + r_u^{(i,j)}$  とする。実行スループットの推定には干渉の影響が含まれ、干

渉が小さいほど  $r^{(i,j)}$  は大きくなる。更に、半二重通信の組み合わせ

$$C_{\text{half}} := \{(i, j) \mid ij = 0, r^{(i,j)} > \epsilon\} \quad (4)$$

に対しても実効スループット  $r^{(i,j)}$  を推定する。ここで、 $C := C_{\text{full}} \cup C_{\text{half}}$  とし、

$$N_i := \{i \mid (i, j) \in C\} \quad (5)$$

$$N_j := \{j \mid (i, j) \in C\} \quad (6)$$

とする。得られた  $r^{(i,j)}$  に基づいて以下の最適化問題を解き、各 STA 組  $(i, j)$  によって UFD 通信が行われる確率  $p^{(i,j)}$  を得る。

$$\mathcal{P}_1 : \quad \max \sum_{(i,j) \in C} p^{(i,j)} r^{(i,j)} \quad (7)$$

$$\text{subject to} \quad \sum_{j \in N_j} p^{(i,j)} \geq \eta_d^{(i)}, \forall i \in N \quad (8)$$

$$\sum_{i \in N_i} p^{(i,j)} \geq \eta_u^{(j)}, \forall j \in N \quad (9)$$

$$\sum_{(i,j) \in C} p^{(i,j)} = 1 \quad (10)$$

$$\text{variables :} \quad p^{(i,j)} \in \mathbb{R}_{\geq 0}, \forall (i, j) \in C$$

実行スループット  $r^{(i,j)}$  は干渉が小さいほど大きくなり、大きい  $r^{(i,j)}$  を持つ STA の組み合わせほど  $p^{(i,j)}$  が大きくなる。制約条件の式 (8), (9) はそれぞれ各 STA が下り通信の送信先、上り通信の送信元となる確率が 0 とならないように下限を定めるためのものである。 $\eta_d^{(i)}$  は STA  $i$  が下り通信の送信先となる確率  $p_d^{(i)} = \sum_{j \in N_j} p^{(i,j)}$  の最低値であり、STA  $i$  への下り通信のトラヒックに比例した値が設定される。同様に、 $\eta_u^{(j)}$  は  $p_u^{(j)} = \sum_{i \in N_i} p^{(i,j)}$  の最低値であり、STA  $j$  の上り通信のトラヒックに比例した値が設定される。

また、以下の条件が満たされるとき必ず解が得られることが示されている [13].

$$r_d^{(i,0)} > \epsilon, \forall i \in N \quad (11)$$

$$r_u^{(0,j)} > \epsilon, \forall j \in N \quad (12)$$

$$\sum_{i \in N} \eta_d^{(i)} + \sum_{j \in N} \eta_u^{(j)} = 1 \quad (13)$$

なお、この最適化問題は毎回あるいは複数のビーコン信号周期毎に解かれ、更



新された確率  $p^{(i,j)}$  はビーコンフレームによって STA に通知される。

次に、得られた  $p^{(i,j)}$  を用いて STA  $i$ , STA  $j$  を決定する方法を述べる。AP は

$$p_d^{(i)} = \sum_{j \in N_j} p^{(i,j)}, \forall i \in \{0\} \cup N \quad (14)$$

によって各 STA が下り通信の送信先となる確率  $p_d^{(i)}$  を求め、 $p_d^{(i)}$  に従って確率的に送信先 STA  $i$  を選択する。ここで、AP の送信先 STA として選択された STA を STA  $i^*$  と表す。AP からの下り通信を受信する STA が STA  $i^*$  に決定した後、AP は STA  $i^*$  へ送信するフレームのヘッダ部分のみを送信し、全 STA に下り通信の送信先が STA  $i^*$  であることを通知する。これを受信した STA  $i^*$  は、後述する送信電力制御のために必要なチャネル情報を含んだフレームをブロードキャストする。

続いて STA  $j$  の上り通信の送信権について述べる。STA  $i^*$  以外のすべての STA は以下の条件付き確率

$$p_u^{(i^*,j)} = P(\text{STA } j \text{ wins uplink} \mid \text{AP sends to STA } i^*) = p^{(i^*,j)} / p_d^{(i^*)} \quad (15)$$

を計算する。これは AP が STA  $i^*$  へ下り通信を行うことが決まった上で自身が AP への上り通信の送信権を獲得する確率を意味する。この条件付き確率をもとに、コンテンションウィンドウサイズ  $CW_u^{(i^*,j)}$  を

$$CW_u^{(i^*,j)} = \lceil 1/p_u^{(i^*,j)} \rceil \quad (16)$$

と設定する。ただし、 $\lceil x \rceil$  は  $x$  を超えない最大の整数である。各 STA は  $[0, CW_u^{(i^*,j)}]$  の一様分布から整数を生成し、それをバックオフカウンタ  $w_u^{(i^*,j)}$  として CSMA/CA 方式のバックオフアルゴリズムを用いてバックオフカウンタを 1 ずつ減らす。その結果、最初にカウンタが 0 となった STA が上り通信を行う。この STA を STA  $j^*$  とする。この方法により、 $p_u^{(j)}$  が大きい STA、つまり式 (7), (15) より  $r^{(i^*,j)}$  が大きい STA ほど  $CW_u^{(i^*,j)}$  が小さくなり、送信権を得やすくなる。

続いて、STA  $j^*$  の送信電力制御を行う。STA  $j^*$  は、STA  $i^*$  が送信したチャネル情報をもとに、STA  $i$ -STA  $j$  間の伝搬路を推定する。ここで、AP から STA  $i^*$  への半二重下り通信の場合の SNR を  $\text{SNR}_d^{(i^*,0)}$ 、AP と STA  $i^*$ ,  $j^*$  による UFD 通信における STA  $i^*$  での SINR (Signal to Interference plus Noise power Ratio) を  $\text{SINR}_d^{(i^*,j^*)}$  とすると、STA  $j^*$  は

$$\text{SINR}_d^{(i^*,j^*)} \geq \text{SNR}_d^{(i^*,0)} - \delta \quad (17)$$

となるように送信電力を制御する。これは，UFD通信時の STA  $i^*$  における SINR を，半二重通信時の SNR と比べて  $\delta$  だけ劣化させることを許容することを示す。

表 1: 既存研究 [13] を用いたシミュレーションの諸元

領域	100 m 四方
AP	領域の中心
STA	50 台，ランダム配置
伝送速度	シャノン容量
送信電力	15 dBm
雑音指数	10 dB
周波数帯	2.4 GHz
帯域幅	20 MHz
伝搬損失	$30 \log D + 40$ dB
	$D$ : 送受信点間距離 (m)
自己干渉除去	110 dB
シミュレーション時間	10 s

graph/numtx.eps

図 13: 既存研究 [13] による STA の送信回数の分布

[13] による STA 決定手法では、確率的な選択手法を用いているものの、式 (7) からわかるように、STA  $i$ , STA  $j$  間のユーザ間干渉が小さくスループット  $r^{(i,j)}$  が大きい組み合わせほど選ばれる確率が高くなるため、依然として一部の組み合わせに確率が集中し、特に STA の上り通信において不公平性を生じる。図 13 に既存研究 [13] による STA 選択手法を用いた際の各 STA の上り通信送信回数のシミュレーション結果を示す。シミュレーション諸元は表 1 の通りである。この結果から一部の STA が上り通信を行う STA になる確率が高く、送信回数が突出して多くなり、送信機会に関する不公平性が生じていることがわかる。加えて、STA 間の遅延要求の違いについては議論されておらず、低遅延を要求する STA が混在し、その STA の実効スループットが低い場合、その STA が送信機会を得るまでに大きな遅延時間が生じ QoS の低下を招く可能性がある。

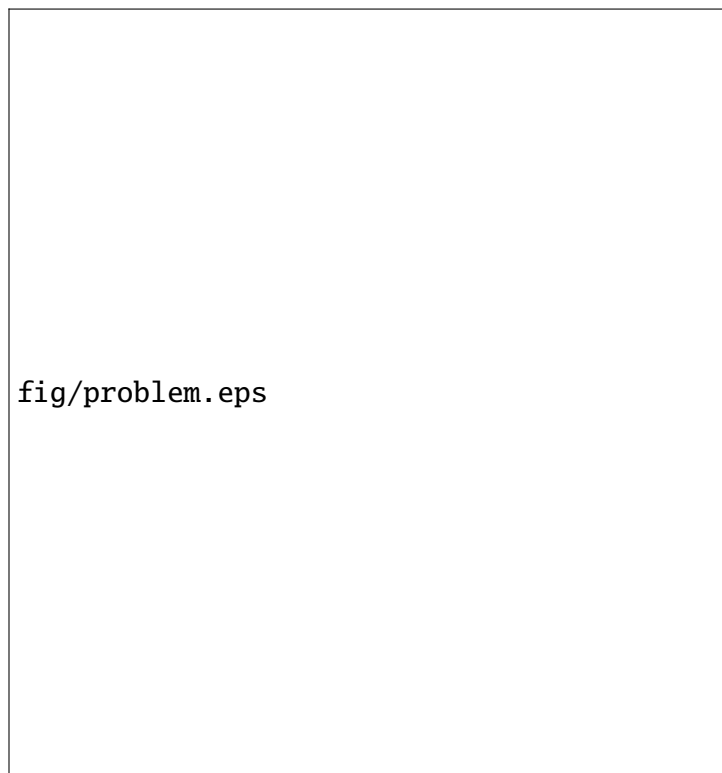


図 14: 半二重通信と UFD 通信における STA の送信機会

また、UFD 通信は半二重通信に比べて STA の遅延時間を増大させるという問題がある。これは、図 14 に示すように、UFD 通信ではユーザ間干渉により伝送速度が低下するため一回の送信時間が増加し、かつ、下り通信の送信頻度が

増加するため、半二重通信と比較して STA の送信頻度が低下するためである。上り通信の遅延時間の増大は、TCP 下り通信における TCP-ACK パケットの遅延を増加させ、結果的に TCP スループットの低下が生じる [14].

## 第3章 提案方式

本章では、2.2.3 項で述べた各課題に対して提案を行う。第一に、二つのデータフレーム時間長が異なる際に生じる無駄時間を削減するために、フレーム時間長最適化手法を提案する。第二に、UFD 通信における STA 間の送信機会に関する公平性と QoS の課題に対して、既存研究 [13] をもとに提案を行う。第三に、UFD 通信における STA の遅延時間が半二重通信に比べて大きいという問題に対して、UFD 通信に上り OFDMA 方式を適用する手法を提案する。

### 3.1 フレーム時間長最適化

本節では無駄時間削減のためにフレーム時間長最適化を提案する。提案方式では FD-MAC 方式 [9] を用いて最適化を行う。最適化は、まず、セカンダリセンダがプライマリセンダが送信予定のデータフレームの時間長を知る。その後、セカンダリセンダは自身が送信するデータフレームの時間長をプライマリセンダのフレーム時間長に揃える。この際、セカンダリセンダは最適化問題を解くことで自身の送信バッファに存在するいくつかのデータフレームを選び出し、それらをアグリゲーションすることでプライマリセンダのフレーム時間長との差を最小化する。以下、詳細な手順を述べる。

FD-MAC 方式では送信権を獲得したノードがプライマリセンダとして RTS フレームを送信する。セカンダリセンダはこの RTS フレームに含まれる情報からプライマリセンダが送信予定のデータフレームの時間長を知ることができる。RTS フレームには duration field と呼ばれる部分があり、そこには以下の値が格納されている。

$$\text{duration value} = \text{SIFS} \times 3 + T_{\text{CTS}} + T_{\text{data}} + T_{\text{ACK}} \quad (18)$$

ただし、 $T_{\text{CTS}}$  は CTS フレームを、 $T_{\text{data}}$  はデータフレームを、 $T_{\text{ACK}}$  は ACK フレームを送信するのにかかる時間である。この値は RTS フレームの送信終了から ACK フレームの送信終了までの時間を示す。また、CTS フレームと ACK フレームのフレーム長は IEEE 802.11 規格によって定められている。したがって、セカンダリセンダは式 (18) に示した duration value から固定長である SIFS,  $T_{\text{CTS}}$ ,  $T_{\text{ACK}}$  を減算することでプライマリセンダが送信するデータフレームの時間長を知ることができる。

次に、セカンダリセンダは二つの段階によって自身が送信するデータフレームの時間長をプライマリセンダが送信するデータフレームの時間長に揃える。前述の通り、セカンダリセンダはプライマリセンダが送信する RTS フレームによって最適化の目標値となるプライマリセンダのフレーム時間長を知る。そのため、最適化に用いることができる時間は、最大でも RTS フレームを受信し終わってからデータフレームの送信を開始するまでである。この限られた時間内に最適化を終えるためには最適化に必要な時間をできるだけ短くすることが必要である。提案方式ではセカンダリセンダのバッファにあるデータフレームを複数個アグリゲーションすることで、プライマリセンダが送信するデータフレームとの時間長の差を最小化するが、アグリゲーションするデータフレームの組み合わせの数はバッファに存在するデータフレームの数と最適化の目標値に依存する。最適化の目標値、つまり、プライマリセンダのデータフレーム時間長が大きい場合は、用いることができるデータフレームが多くなり、その組み合わせの数は膨大になる。一方、最適化の目標値が小さい場合は、目標値よりも長いデータフレームは用いることができないため、組み合わせの数は少なくなる。そこで、提案方式では最適化を粗い調整と細かい調整の二つの段階に分ける。第一段階の粗い調整によって大まかにフレーム時間長を調整した後、細かい調整によって残ったフレーム時間長の差を最小化する。

第一段階の粗い調整ではセカンダリセンダはバッファの先頭から順に  $m$  個のデータフレームをアグリゲーションする。 $m$  は以下の式によって決定される。

$$\arg \max_m L^f = \sum_{i=1}^m L_i \quad (19)$$

$$\text{subject to} \quad L^p \geq \sum_{i=1}^m L_i \quad (20)$$

$L^f$  は第一段階でアグリゲーションされたデータフレームの長さであり、 $L_i$  はバッファの  $i$  番目のデータフレームの長さ、そして、 $L^p$  はプライマリセンダが送信するデータフレームの長さである。この最適化問題はバッファの先頭から順にプライマリセンダのデータフレーム時間長を超えないところまでアグリゲーションしていくことを示す。この第一段階によって、セカンダリセンダのフレーム時間長は大まかにプライマリセンダのフレーム時間長に揃えられる。

第二段階では、第一段階終了後に残っているフレーム時間長の差を最小化する。前述したとおり、プライマリセンダのデータフレーム時間長に対して最適

化を行うのではなく、残った差に対して最適化を行うことで計算時間の削減を達成している。加えて、この第二段階で用いることができるデータフレーム数の上限を  $n$  とすることで組み合わせの総数を減少させ、さらなる計算時間の削減を目指す。セカンダリセンダは以下の最適化問題を解くことによって、アグリゲーションに用いるデータフレームの集合  $\mathcal{F}^s$  を決定する。

$$\mathcal{F}^s = \arg \min_{\mathcal{X} \subseteq \mathcal{F}} L^p - L^f - \sum_{i \in \mathcal{X}} L_i \quad (21)$$

$$\text{subject to} \quad |\mathcal{X}| \leq n \quad (22)$$

$$L^p - L^f - \sum_{i \in \mathcal{X}} L_i \geq 0 \quad (23)$$

ただし  $\mathcal{F}$  はセカンダリセンダのバッファに残っているデータフレームの集合である。第二段階で用いるデータフレーム数  $n$  が大きいほど、最適化に必要な時間が増す一方、データフレーム選択の自由度が増す。そのため、 $n$  が大きくなるにほど無駄時間が小さくなり、システムスループットが増大すると考えられる。

図 15 にセカンダリセンダによるフレーム時間長最適化の一例を示す。第一段階では、バッファの先頭から  $m+1$  番目までのデータフレームをアグリゲーションするとプライマリセンダが送信するデータフレームの時間長を超えてしまうことから、バッファの先頭から  $m$  番目までのデータフレームを用いることが決まる。第二段階では、残ったプライマリセンダのフレーム時間長との差を  $n$  個以下のフレームで埋める。このとき、バッファの  $m+2$  番目から最後尾までのデータフレームの一部が用いられる。これら二つの段階で選択されたデータフレームをアグリゲーションしたものがセカンダリセンダが送信するデータフレームとなる。

## 3.2 UFD 通信における送受信 STA 選択

2.2.3 項では、既存研究の MAC プロトコルでは干渉が小さい STA の組み合わせが選ばれやすく、特定の STA に送信機会が集中するという課題と QoS に関する議論が不十分であるという課題を指摘した。本節では、既存研究 [13] をもとにこれらの問題を解決するための提案を行う。

### 3.2.1 公平性の改善

既存研究 [13] の最適化問題における目的関数である式 (7) には、各 STA 組の実効スループット  $r^{(i,j)}$  と確率  $p^{(i,j)}$  の項が存在する。この目的関数では、干渉が

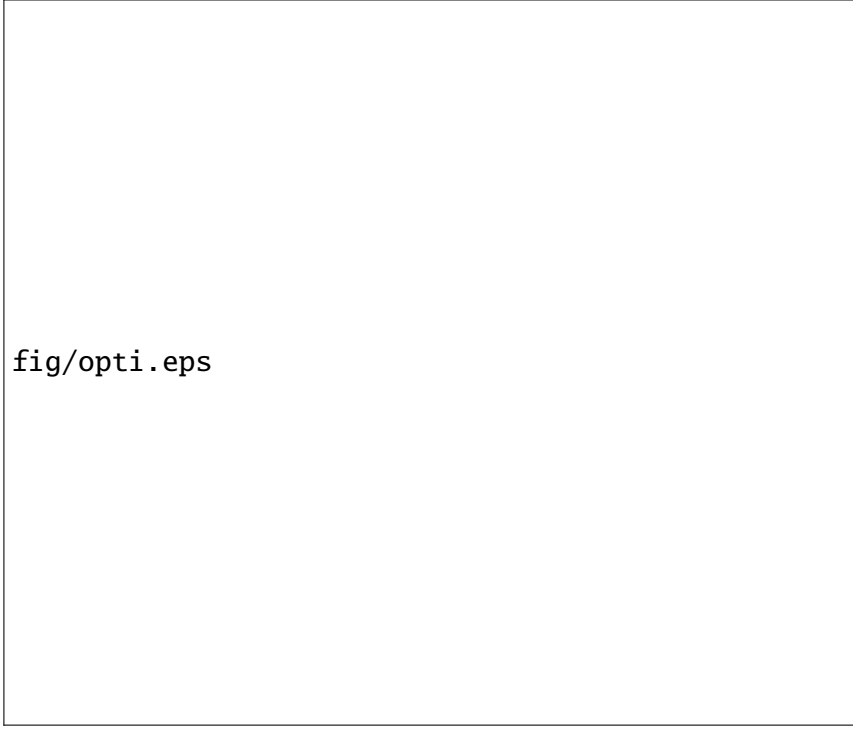


図 15: フレーム時間長最適化手法

小さく大きな実効スループットが推定される STA を含む STA 組が選ばれやすくなるため，STA 間の送信機会に不公平性を生じる．この問題を解決するため以下の目的関数を提案する．

$$\mathcal{P}_2 : \max \sum_{(i, j) \in C} p^{(i, j)} r^{(i, j)} (d^{(j)})^\alpha \quad (24)$$

$d^{(j)}$  は送信待機時間であり，STA  $j$  のバッファの先頭にフレームが到着してから現在時刻までの時間とする．式 (7) に送信待機時間の項を追加することで，待機時間が長い STA，つまり，送信機会を得られていない STA を含んだ組み合わせが選ばれる確率が高くなり，送信機会の均等化を図ることができる．また，送信待機時間は飽和トラヒックである限りは前回の送信時刻からの経過時間と同じであるため，新たに各 STA の待機時間情報を収集する必要はなく，AP が各 STA 毎に最新の送信時刻を記憶することで，現在時刻との差として得られる．追加する項として各 STA の平均送信間隔や送信回数そのものを選択しない理由は，両者はいずれも積算値であるため，新たに STA が AP に接続された場合平均送信間隔は定義できず，送信回数は 0 であるため選択される確率が極端に高



くなり短期的な不公平性が生じる可能性があるためである。

公平性の改善を行うと、公平性の改善を行わない場合に比べて比較的干渉の多い STA の組み合わせが選ばれることが多くなり、システムスループットの低下が考えられる。そのため、公平性とシステムスループットのトレードオフを調整可能とするための重み係数  $\alpha \geq 0$  を導入する。  $\alpha$  が小さいほど、送信待機時間  $d^{(j)}$  の影響が小さくなり、システムスループットが高くなり公平性は低くなる。逆に、  $\alpha$  が大きいほど送信待機時間  $d^{(j)}$  の影響が大きくなり、公平性が高くなるがシステムスループットが低下する。

### 3.2.2 低遅延を要求する STA の QoS の向上

本項では、前項の提案方式によりシステム全体の公平性を改善した上で、更に一部の低遅延を要求する STA の QoS 改善を行う提案方式について述べる。低遅延を要求する STA の QoS を向上させるためには、上り通信を行う確率  $p_u^{(j)}$  を大きくし、送信機会を増加させればよい。これを実現するために、式 (9) において  $p_u^{(j)}$  の最低値を決定している  $\eta_u^{(j)}$  の設定法を検討する。既存研究 [13] では、STA  $j$  の上り通信のトラヒックに比例した値が  $\eta_u^{(j)}$  には設定されていたが、提案方式では以下のように新たな  $\hat{\eta}_u^{(j)}$  を設定する。

$$\hat{\eta}_u^{(j)} = \eta_u^{(j)} - x_j > 0, \forall j \in \overline{\mathcal{D}} \quad (25)$$

$$\hat{\eta}_u^{(j)} = \eta_u^{(j)} + x_j > 0', \forall j \in \mathcal{D} \quad (26)$$

$$\sum_{j \in \overline{\mathcal{D}}} x_j = \sum_{j \in \mathcal{D}} x'_j \quad (27)$$

低遅延を要求していない STA の  $\eta_u^{(j)}$  を  $x_j$  だけ小さくし、低遅延を要求する STA の  $\eta_u^{(j)}$  を  $x'_j$  だけ大きくする。ただし、  $\mathcal{D}$  は低遅延を要求する STA のインデックス集合、  $\overline{\mathcal{D}} := \mathcal{N} \setminus \mathcal{D}$  とする。また、式 (27) は式 (13) を満たし可解性を失わないための条件である。提案方式では以上のように新たに設定された  $\hat{\eta}_u^{(j)}$  を最適化問題の制約条件である式 (9) に用いる。これによって、低遅延を要求する STA の送信機会が増加することで遅延時間が短縮され QoS が改善される。

### 3.3 UFD 通信と上り OFDMA の併用による遅延時間削減

3.2.2 項では、低遅延を要求する一部の STA に対して遅延時間削減による QoS 改善を行った。本節では、全ての STA の遅延時間削減に向け、UFD 通信の上り通信へ OFDMA 方式を適用した無線 LAN と本無線 LAN における送受信 STA 選

択手法を提案する．図 16 にシステムモデルを示す．提案方式では，OFDMA 方式の導入により，送受信 STA の選択において複数の上り通信 STA を選択可能とし，STA の送信機会を向上することで遅延を削減する．本論文では，前節で提案した送受信 STA 選択最適化問題を拡張し，上り OFDMA 方式に対応した STA 選択を可能とする．提案方式では，半二重通信，UFD 通信，上り OFDMA 方式，UFD 通信と上り OFDMA 方式の組み合わせの四つの通信方式を適応的に切り替え，STA 選択を行う．送受信 STA 組を適応的に選択することで，干渉が大きく UFD 通信を行えないような位置にある STA は半二重通信を行い，干渉が小さく，大きなスループットを期待できる STA には UFD 通信を用い，多くの STA へ送信機会を与えたい場合は OFDMA 方式を用いるという状況に応じた制御が可能となる．

ただし，OFDMA 方式による多元接続数は簡単のため 2 とする．また，OFDMA 方式に用いるチャンネルは新たに用意するのではなく，図 17 のように AP が下り通信に用いるチャンネルを 2 台の STA が二等分して用いるものとする．

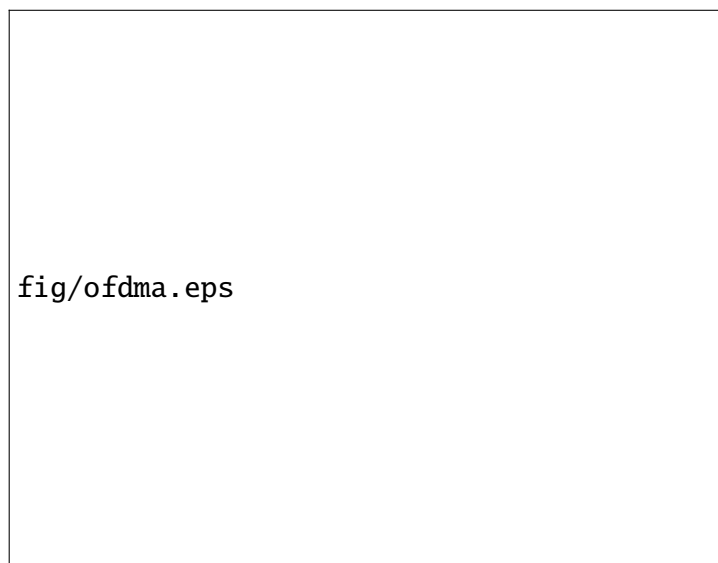



図 16: UFD 通信と OFDMA 方式の組み合わせ

### 3.3.1 送受信 STA 選択手法の概要

本項では，提案方式の概要を述べる．STA 組決定手法は 3.2.1 項で述べた手法を OFDMA 方式を適用できるように拡張する．



fig/channel.eps

図 17: UFD 通信と OFDMA 方式の組み合わせにおける各ノードが使用する帯域

本手法では,  $N$  台の STA の中から, 図 16 のように AP からの下り通信を受信する STA  $i$  と, AP への上り通信を行う STA  $j$ , STA  $k$  を選び出す. このとき, STA の組み合わせを  $(i, j, k)$  と表現し,  $i, j, k \in \{0\} \cup \mathcal{N}$  とする. STA は自己干渉除去技術を持たず BFD 通信はできないとし,  $i \neq 0$  のときには  $i \neq j$  かつ  $i \neq k$  とする. また,  $i, j, k$  の全てが同時に 0 になることはないものとする.  $i, j, k$  のそれぞれが取る値によって以下の通信方式を定義し, 切り替え可能であるものとする.

- $(i = 0 \wedge jk = 0 \wedge j + k \neq 0) \vee (i = 0 \wedge j = k \neq 0)$

上りの半二重通信

- $i \neq 0 \wedge j = k = 0$

下りの半二重通信

- $(i \neq 0 \wedge jk = 0 \wedge j + k \neq 0) \vee (i \neq 0 \wedge j = k \neq 0)$

UFD 通信

- $i = 0 \wedge jk \neq 0 \wedge j \neq k$

上り OFDMA 方式

- $i \neq 0 \wedge jk \neq 0 \wedge j \neq k$

UFD 通信と上り OFDMA 方式の組み合わせ

図 18 に本手法の STA 選択手順を示す. 太枠で示した部分が, OFDMA 方式の適用にあたって拡張を行った部分である. 本手法は各 STA 組毎の干渉の大きさや各 STA の遅延時間をもとに, 通信方式の選択と送受信を行う STA 組を適応的に決定することで遅延時間の削減を行うことが目的である. そのため, まず AP は全 STA 組に対してその組み合わせで通信が行われた場合の実効スループットを推定する. また, 各 STA の送信待機時間を事前に収集しておく. AP は

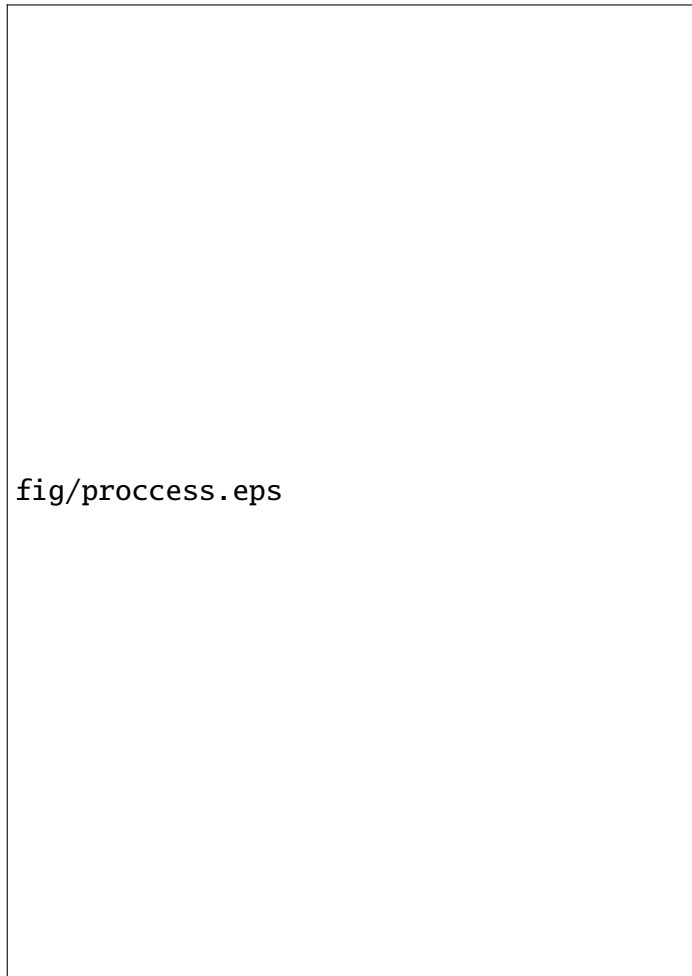


図 18: 送受信 STA 選択手法の手順

推定されたスループットと各 STA の送信待機時間を用いて最適化問題を解き、各 STA 組で通信が行われる確率を求める。最適化問題の目的関数は、システムスループットを大きくし、かつ、STA の遅延時間を削減するため、前述の実効スループットが大きい STA 組や送信待機時間が長い STA を含む STA 組が選ばれやすくなるよう設計する。実効スループットは干渉の大きさや用いる伝送速度によって変化し、送信待機時間は STA が送信を行う度に変化する上、STA の増減も起こる。そういった状況の変化に対応するために、AP は定期的の実効スループットの再推定と送信待機時間の再収集を行い、最適化問題を解き直すことで確率を更新する。得られた確率はビーコンフレームによって全ての STA へ通知される。

次に、得られた確率を用いて STA 組を決定する。AP は下り通信の送信先と

なる STA  $i$  を確率的に決定する。選ばれた STA を STA  $i^*$  とし、AP は送信先が STA  $i^*$  であることを通知するため、データフレームのヘッダ部分を送信する。続いて、全ての STA は AP から通知された確率をもとにコンテンションウィンドウを設定し、CSMA/CA 方式のバックオフアルゴリズムを用いた競合を行い、STA  $j$ , STA  $k$  が順に決定される。決定した STA をそれぞれ STA  $j^*$ , STA  $k^*$  とし、STA  $j^*$  は自身が送信権を獲得したことを通知するため、データフレームのヘッダ部分を送信する。最後に、AP と STA  $j^*$  はデータフレームの残りの部分を、STA  $k^*$  はデータフレームを送信する。

### 3.3.2 送受信 STA 組決定手法の詳細

本節では前項で述べた各手順について詳細を述べる。OFDMA 方式を適用し STA  $k$  を追加するために、最適化問題の拡張と STA  $k$  の決定手順追加がなされている。

まず、AP は全ての組み合わせ  $(i, j, k)$  に対してスループット  $r_d^{(i,j,k)}$ ,  $r_{u1}^{(i,j,k)}$ ,  $r_{u2}^{(i,j,k)}$  を推定する。ただし、 $r_d^{(i,j,k)}$  は AP から STA  $i$  への下り通信の実効スループット、 $r_{u1}^{(i,j,k)}$ ,  $r_{u2}^{(i,j,k)}$  は STA  $j$ , STA  $k$  による上り通信の実効スループットである。ここで、通信方式毎に組み合わせの集合を  $C'_{\text{half}}$ ,  $C'_{\text{full}}$ ,  $C'_{\text{OFDMA}}$ ,  $C'_{\text{UFD+OFDMA}}$  とする。ただし、 $r_d^{(i,j,k)}$ ,  $r_{u1}^{(i,j,k)}$ ,  $r_{u2}^{(i,j,k)}$  のいずれかが 0 となる組み合わせは含まない。 $C' := C'_{\text{half}} \cup C'_{\text{full}} \cup C'_{\text{OFDMA}} \cup C'_{\text{UFD+OFDMA}}$  とする。 $C'$  の要素  $(i, j, k)$  に含まれる  $i$ ,  $j$ ,  $k$  の集合をそれぞれ

$$N'_i := \{i \mid (i, j, k) \in C'\} \quad (28)$$

$$N'_j := \{j \mid (i, j, k) \in C'\} \quad (29)$$

$$N'_k := \{k \mid (i, j, k) \in C'\} \quad (30)$$

$$N'_i, N'_j, N'_k \subseteq \{0\} \cup \mathcal{N} \quad (31)$$

とする。AP は  $r^{(i,j,k)} = r_d^{(i,j,k)} + r_{u1}^{(i,j,k)} + r_{u2}^{(i,j,k)}$  と、上り通信を行う STA  $j$ , STA  $k$  の送信待機時間  $d^{(j)}$ ,  $d^{(k)}$  を用いて以下の最適化問題を解き、各組み合わせで通信

が行われる確率  $p^{(i,j,k)}$  を求める.

$$\mathcal{P}_3 : \quad \max \sum_{(i,j,k) \in C} p^{(i,j,k)} r^{(i,j,k)} (d^{(j)} + d^{(k)})^\alpha \quad (32)$$

$$\text{subject to} \quad \sum_{k \in N'_k} \sum_{j \in N'_j} p^{(i,j,k)} \geq \eta_d^{(i)}, \forall i \in \mathcal{N} \quad (33)$$

$$\sum_{j \in N'_j} \sum_{i \in N'_i} p^{(i,j,l)} + \sum_{k \in N'_k} \sum_{i \in N'_i} p^{(i,l,k)} - \sum_{i \in N'_i} p^{(i,l,l)} \geq \eta_u^{(l)}, \forall l \in \mathcal{N} \quad (34)$$

$$\sum_{(i,j,k) \in C} p^{(i,j,k)} = 1 \quad (35)$$

$$\text{variables :} \quad p^{(i,j,k)} \in \mathbb{R}_{\geq 0}, \forall (i,j,k) \in C \quad (36)$$

目的関数は実効スループットが大きく、送信待機時間が大きな STA を含む組ほど通信を行う確率が高くなるようにするため、確率  $p^{(i,j,k)}$ 、実効スループット  $r^{(i,j,k)}$  と STA  $j, k$  の送信待機時間の和  $d^{(j)} + d^{(k)}$  の積として設計されている。また、システムスループットと STA の遅延時間の優先度を調整するため、パラメータ  $\alpha$  を目的関数に導入し、 $d^{(j)}$ 、 $d^{(k)}$  の影響の大小を調節できるようにする。 $\alpha$  が大きいほど遅延時間を優先し、送信機会を得られていない STA を含む組が選ばれやすくなる。更に、選ばれる確率が 0 となる STA 組が発生しないよう式 (33), (34) によって下限を設定する。第一の制約条件式 (33) はある STA  $i$  が下り通信の送信先となる確率を  $\eta_d^{(i)}$  以上とする条件であり、第二の制約条件式 (34) はある STA  $l$  が STA  $j$  または  $k$  として上り通信を行う確率を  $\eta_u^{(l)}$  以上とする条件である。AP によって算出された確率  $p^{(i,j,k)}$  はビーコンフレームによって全ての STA に通知される。

次に、STA  $i$ , STA  $j$ , STA  $k$  を決定する。まず最初に、AP が下り通信の受信 STA となる STA  $i$  の決定を行う。AP は以下の式に従って、各 STA が下り通信の送信先となる確率  $p_d^{(i)}$  を求める。

$$p_d^{(i)} = \sum_{k \in N'_k} \sum_{j \in N'_j} p^{(i,j,k)}, \forall i \in \{0\} \cup \mathcal{N} \quad (37)$$

AP はこの確率  $p_d^{(i)}$  に従って確率的に STA  $i$  を選択する。確率的に決定された STA をここでは STA  $i^*$  とする。このとき  $i^* = 0$  であれば、下り通信が行われないことを示す。全ての STA は以降の手順において AP の送信先を知っておく必要があるため、STA  $i^*$  の決定後、AP は STA  $i^*$  へ送信するデータフレームのヘッダ

部分のみを送信し、送信先が STA  $i^*$  であることを全 STA に通知する。

続いて、CSMA/CA 方式のバックオフアルゴリズムを用いた競合によって STA  $j$  を決定する。まず、バックオフカウンタを設定するために、STA  $i^*$  以外の STA は以下の確率を計算する。

$$p_{ul}^{(i^*,j,k)} = \left( \sum_{k \in \mathcal{N}'_k} p^{(i^*,j,k)} \right) / p_d^{(i)}, \forall j \in \{0\} \cup \mathcal{N} \setminus \{i^*\} \quad (38)$$

これは、AP が STA  $i^*$  へ送信することが決まった上で、各 STA が上り通信を行う条件付き確率である。この確率をもとに、各 STA はコンテンションウィンドウサイズ  $CW_{ul}^{(i^*,j,k)}$  を

$$CW_{ul}^{(i^*,j,k)} = \lceil 1/p_{ul}^{(i^*,j,k)} \rceil \quad (39)$$

と設定する。各 STA は  $[0, CW_{ul}^{(i^*,j,k)}]$  の一様分布から生成されるバックオフカウンタ  $w_{ul}^{(i^*,j,k)}$  を設定し、CSMA/CA 方式のバックオフアルゴリズムを用いてバックオフカウンタを 1 ずつ減らす。その結果、最初にカウンタが 0 となった STA が上り通信を行う。ここで、上り通信の送信権を獲得した STA を STA  $j^*$  とし、 $j^* = 0$  のときは STA  $j$  による上り通信は行われなことを示す。STA  $j^*$  は自身が送信権を獲得したことを他の STA に知らせるため、AP へ送信するデータフレームのヘッダ部分のみを送信する。

最後に STA  $k$  の決定を行う。STA  $i^*$  以外の STA は、STA  $j$  の決定の際と同様に以下の条件付き確率を求める。

$$p_{u2}^{(i^*,j^*,k)} = p^{(i^*,j^*,k)} / \left( \sum_{k \in \mathcal{N}'_k} p^{(i^*,j^*,k)} \right), \forall k \in \{0\} \cup \mathcal{N} \setminus \{i^*\} \quad (40)$$

これは、STA  $i^*$ 、STA  $j^*$  が通信に参加することが決まった上で各 STA が STA  $k$  として上り通信を行う条件付き確率である。以降 STA  $j$  を決定する際と同様に  $CW_{u2}^{(i^*,j^*,k)}$ 、 $w_{u2}^{(i^*,j^*,k)}$  を設定し、最初にカウンタが 0 となった STA が上り通信を行う 2 台目の STA である。この STA を STA  $k^*$  と呼ぶこととし、 $k^* = 0$  のときは STA  $k$  による上り通信は行われなことを示す。また、 $k^* = j^*$  のときは上り通信に OFDMA 方式を適用せずに 1 台の STA によって上り通信が行われることを示す。これをもって、通信を行う STA の組み合わせと通信方式が決定したこととなる。組み合わせ決定後、AP、STA  $j^*$  はデータフレームの残りの部分を、STA  $k^*$  はデータフレームを送信する。

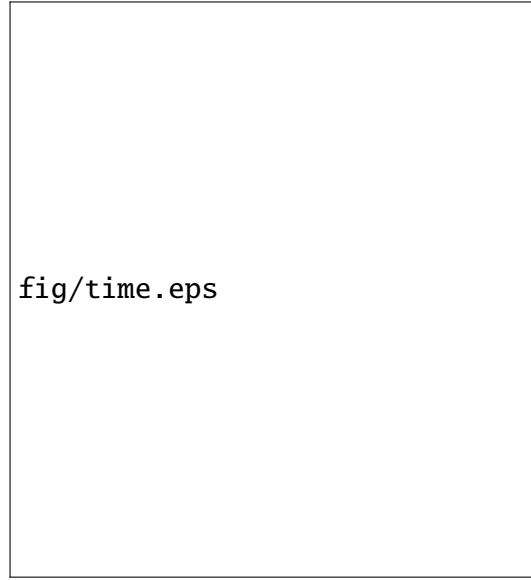


図 19: 位置による STA のグループ分け

### 3.3.3 計算時間の削減

本項では，最適化問題を解くための計算時間を削減する手法について検討する．3.3.1 項で述べたように，AP は最適化問題を定期的に解き確率  $p^{(i,j,k)}$  を更新する．確率  $p^{(i,j,k)}$  は，STA の参加離脱，移動による  $r^{(i,j,k)}$  の変化， $d^{(j)}$ ， $d^{(k)}$  の更新など状態の変化に追従するよう更新する必要があるため，数百ミリ秒単位で最適化問題を解く必要がある．提案方式の最適化問題は線形最適化問題であるが，Karmarkar の内点法 [20] を用いる場合，計算量は変数の数  $n_{\text{variables}}$  に対して  $O(n_{\text{variables}}^{3.5})$  であり，指数的に増加する．変数の数は送受信 STA の組み合わせの数  $|C|$  であり，STA 台数を  $N$  台，OFDMA 方式の多元接続数を  $M$  とすると，最大で  $(N+1)N^M - 1$  となる．そのため， $N$ ， $M$  が大きくなると計算量が爆発的に大きくなる．

そこで，本論文では計算時間削減の初期検討として，選択可能な STA 組を制限する手法を検討する．ある送受信 STA 組におけるスループットはユーザ間干渉が大きいほど減少する傾向にある．また，ユーザ間干渉の大きさは STA の地理的位置に依存し，STA  $i$  と STA  $j$ ，STA  $k$  との距離が遠いほど干渉が小さくなる傾向にある．そこで，STA を位置によってグループ分けし特定の STA 組に限定することで組み合わせの数を削減する．

STA の組み合わせをユーザ間干渉が小さくなる可能性が高い組み合わせのみ



に限定するため，下り通信を行う STA  $i$  と上り通信を行う 2 台の STA  $j$ , STA  $k$  が AP を中心として対角の位置に存在する組み合わせのみを最適化の対象とする．図 19 のように AP を中心とした直交座標を設定し，それぞれの STA がどの象限に位置するかによって四つのグループに分ける．そして，組み合わせの集合  $C'$  には，OFDMA 方式と UFD 通信を組み合わせる場合は STA  $i$  と 2 台の STA  $j$ , STA  $k$  は対角の象限，STA  $j$  と STA  $k$  は同じ象限に存在するような組み合わせ，UFD 通信の場合は STA  $i$  と STA  $j$  は対角の象限に存在する組み合わせのみを含める．

## 第4章 シミュレーション評価

### 4.1 フレーム時間長最適化

本節では，3.1 節で述べたフレーム時間長最適化に関するシミュレーション評価について述べる．まずシミュレーション条件を述べた後，シミュレーション結果を示す．

#### 4.1.1 シミュレーション条件



図 20: Packet size distribution used in simulations.

本シミュレーションにおいては，AP と STA が 1 台ずつ存在し，いずれもバッファに送信すべきデータフレームが存在する限り必ず全二重通信を行うものとする．また，AP，STA とともに十分な自己干渉除去技術を利用可能であり，RTS フレームの同時送信による衝突を除いては，データフレームの送受信は成功するものとする．AP，STA の MAC 層に到着するデータフレームはポアソン分布に従い，その到着率をそれぞれ  $\lambda_{AP}$  frames/s,  $\lambda_{STA}$  frames/s とする．更に，実際の無線 LAN 利用時におけるトラヒックは下り通信が支配的であることから，下り通信を送信する AP のトラヒックを  $\lambda_{AP} = 10^5$  として飽和トラヒックとする [21]．AP と STA に到着する IP パケット長は図 20 に示す分布に従う．これは，実際に [21] によって測定された IP パケット長の分布を単純化したものである．フレームアグリゲーションは A-MSDU のみを用いる．伝送速度は 65 Mbit/s とし，AP と

STA のバッファサイズは 200 kB とする。MAC 層に関する詳細は IEEE 802.11n 規格 [17] に従う。シミュレーション時間は 300 秒である。

本シミュレーションでは以下の三つの方式の比較を行う。

- 最適化を第一段階まで適用した方式（比較方式， $n = 0$  に相当）
- 提案方式において，最適化の第二段階で用いるデータフレーム数の上限を  $n = 1$  とした方式
- 提案方式において，最適化の第二段階で用いるデータフレーム数に上限を設けない方式（ $n \rightarrow \infty$  に相当）

第二段階で用いるデータフレーム数  $n$  が大きいほど，データフレーム選択の自由度が増す。そのため，三つの方式は上から順に無駄時間が小さくなり，システムスループットが増大すると考えられる。第三の方式は，最適化にかかる時間を考慮せず，無駄時間の最小化とシステムスループットの最大化を目的としている。これら三つの方式に対して，平均遅延時間，平均無駄時間，システムスループットの評価を行う。遅延時間とはあるデータフレームが送信バッファに到着してから送信されるまでの時間であり，無駄時間とは同時に送信される二つのデータフレームのうち一方の送信が完了し，半二重通信となっている時間を示す。

#### 4.1.2 シミュレーション結果

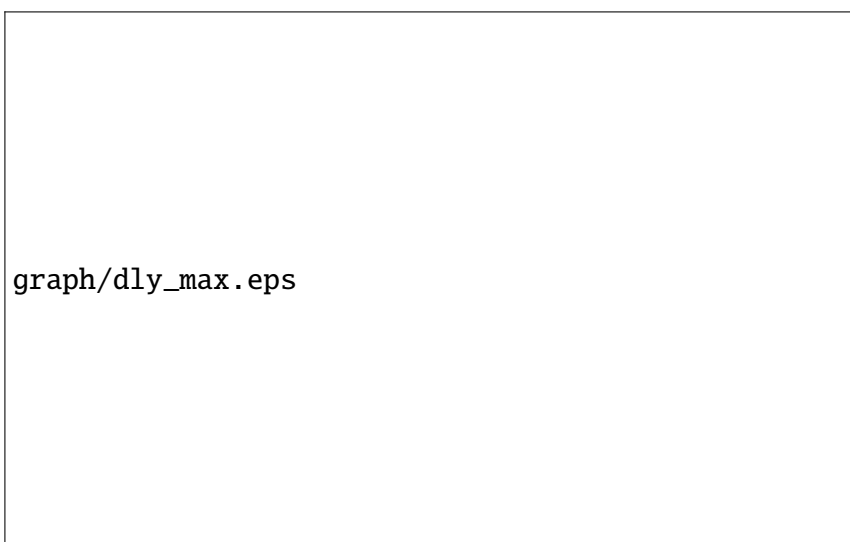


図 21:  $\lambda_{AP} = \lambda_{STA} = 10^5$  である場合における A-MSDU の最大長に対する STA の平均遅延時間

まず、A-MSDU の最大長を 2000 B から 7935 B まで変化させた場合における結果を示す。ここでは STA のフレーム到着率は  $\lambda_{STA} = 10^5$  とする。図 21 に A-MSDU の最大長に対する平均遅延時間を示す。比較方式に比べて、 $n = 1$  とした提案方式は遅延時間を 13%、制限を設けない提案方式は遅延時間を 49%削減している。これは、 $n = 1$  とした提案方式は比較方式と比べて最適化の第二段階でデータフレームを用いた分だけ遅延時間が減少し、更に、第二段階において用いるデータフレーム数に制限を設けない提案方式は、第二段階で小さなデータフレームをたくさん用いることができ、その結果、小さなデータフレームの遅延時間が大きく削減されるためである。

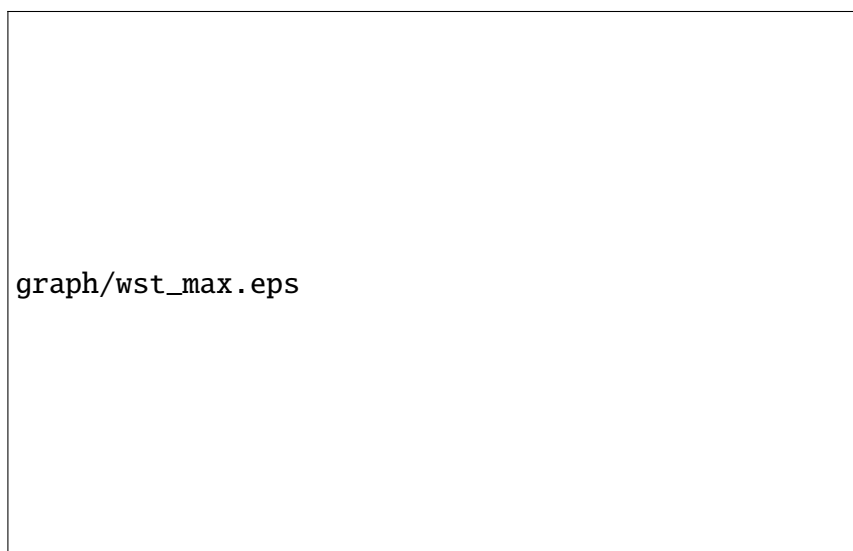


図 22:  $\lambda_{AP} = \lambda_{STA} = 10^5$  の場合における A-MSDU の最大長に対する平均無駄時間

次に、図 22 に A-MSDU の最大長に対する平均無駄時間を示す。比較方式には無駄時間が  $77\mu s$  存在するのに対し、最適化の第二段階で  $n = 1$  とした提案方式では無駄時間が  $2\mu s$  と 97%削減できている。 $2\mu s$  という長さは SIFS や DIFS, SlotTime よりも短いため、他のノードが割り込む余地がなく、問題として指摘した ACK フレームやデータフレームとの衝突を提案方式が防ぐことができていることを示している。更に、第二段階で制限を設けない提案方式は平均無駄時間を  $0.1\mu s$  以下にできており、 $n = 1$  とした提案方式に比べて 96%削減できている。

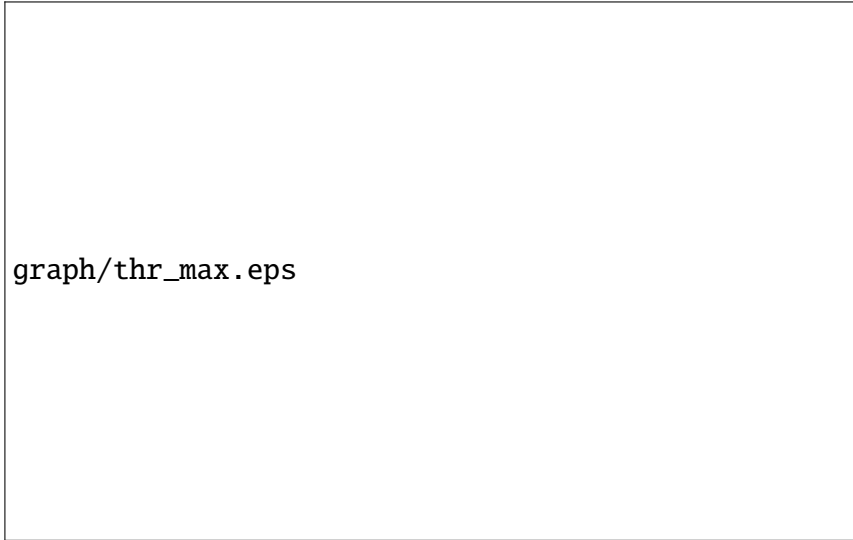


図 23:  $\lambda_{AP} = \lambda_{STA} = 10^5$  の場合における A-MSDU の最大長に対するシステムスループット

図 23 に A-MSDU の最大長に対するシステムスループットを示す。A-MSDU の最大長が 2000 B の場合においては、最適化の第二段階で  $n = 1$  とした提案方式は比較方式に対してシステムスループットを 15% 増加させている。一方で、第二段階に制限を設けない提案方式による、 $n = 1$  とした提案方式に対するシステムスループットの改善幅は僅かである。これは、最適化の第二段階で  $n = 1$  とした提案方式が平均無駄時間を、IEEE 802.11n 規格の無線 LAN で用いらている OFDM 方式のシンボル長である  $4\mu s$  以下という時間まで削減できているからである。制限を設けない提案方式は、 $n = 1$  とした提案方式に対してさらに平均無駄時間を削減できているものの、その削減時間は数  $\mu s$  であるため、システムスループットの改善幅は小さくなる。3.1 節では  $n$  を大きくすればするほど、第二段階でのデータフレーム選択の自由度が増し、無駄時間が小さく、システムスループットが大きくなると考えられると述べた。しかし、シミュレーションの結果、 $n = 1$  としたとしても十分な無駄時間削減効果が得られ、第二段階で制限を設けない ( $n \rightarrow \infty$  に相当) 場合との差は僅かであった。また、 $n \geq 2$  としたとしても制限を設けない場合の結果を上回ることはないため、本シミュレーション条件においては最適化に必要な時間を考慮すると、第二段階で用いるデータフレーム数の上限は  $n = 1$  で良いと言える。

次に、STA のフレーム到着率  $\lambda_{STA}$  を  $10^2$  から  $10^5$  に変化させた場合の結果に

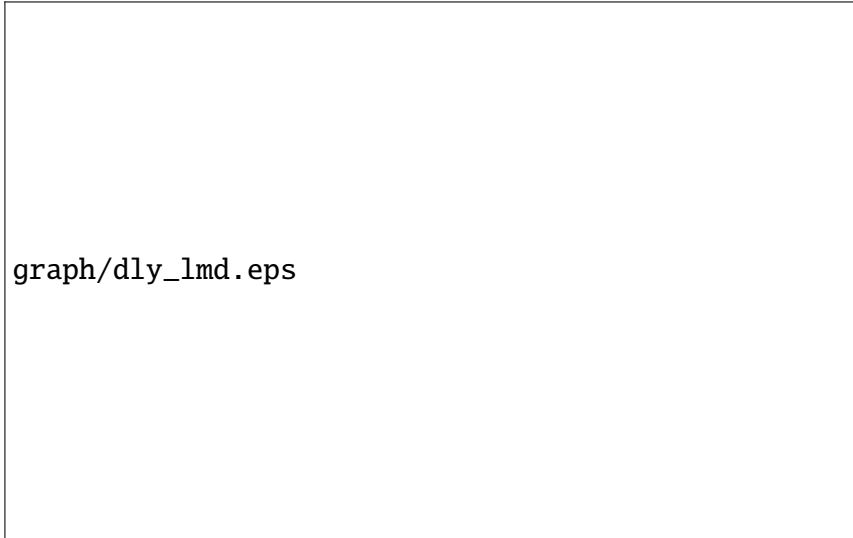


図 24: A-MSDU の最大長が 7935 B である場合における STA のフレーム到着率  $\lambda_{STA}$  に対する平均遅延時間

について述べる．ここでは A-MSDU の最大長は 7935 B とする．図 24 に STA のフレーム到着率  $\lambda_{STA}$  に対する平均遅延時間を示す．比較方式に対して， $n = 1$  とした提案方式は遅延時間を最大で 33%，制限を設けない提案方式は遅延時間を 45%削減している．

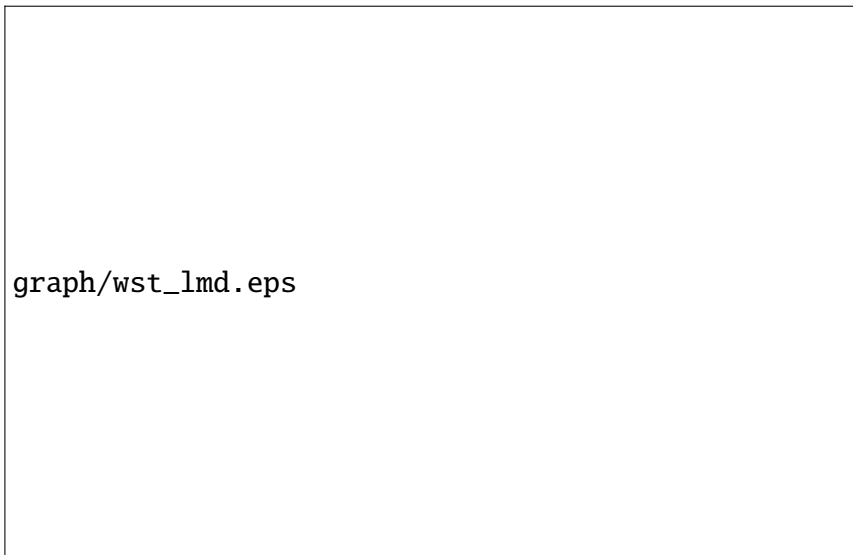


図 25: A-MSDU の最大長が 7935 B である場合における STA のフレーム到着率  $\lambda_{STA}$  に対する平均無駄時間

図 25 に STA のフレーム到着率に対する平均無駄時間を示す。STA のフレーム到着率が  $\lambda_{\text{STA}} \geq 2 \times 10^4$  の場合においては、 $n = 1$  とした提案方式は比較方式に対して無駄時間を 97%削減できている。一方、 $\lambda_{\text{STA}} \leq 2 \times 10^4$  では提案方式の無駄時間削減効果は僅かであった。この理由は、STA のフレーム到着率の大小によって、最適化の際に STA のバッファにあるデータフレーム数が増減するためであると考えられる。STA のフレーム到着率が十分に大きい場合は STA のバッファに多数のデータフレームが存在するため、提案方式によってフレーム時間長を最適化する際にアグリゲーションに用いるデータフレームの選択肢が多くなり、その結果、提案方式による無駄時間削減効果が得られる。しかし、STA のフレーム到着率が小さい場合は、STA のバッファに存在するデータフレームが少なくなるため、最適化する際のデータフレームの組み合わせの数が少なくなり、STA のフレーム到着率が大きい場合と比べて提案方式による無駄時間削減効果が小さくなる。

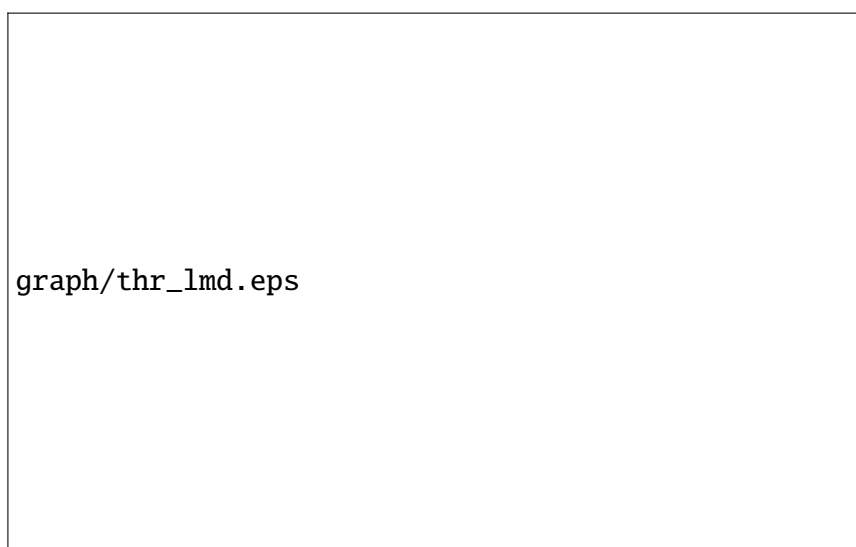


図 26: A-MSDU の最大長が 7935 B である場合における STA のフレーム到着率  $\lambda_{\text{STA}}$  に対するシステムスループット

図 26 に STA のフレーム到着率に対するシステムスループットを示す。提案方式は  $n = 1$  とした場合と制限を設けない場合とで同程度の値を示したが、これは提案方式は  $n = 1$  とした場合と制限を設けない場合の平均無駄時間の差が数  $\mu\text{s}$  だからである。

比較方式に対しては  $\lambda_{\text{STA}} \geq 2 \times 10^4$  においてシステムスループットを 4.7% 改善している。一方、 $\lambda_{\text{STA}} \leq 2 \times 10^4$  ではシステムスループットの向上は僅かであった。これは、STA のフレーム到着率が小さい場合にはデータフレームが少なく、無駄時間が削減できていないためである。以上の結果から、本シミュレーションにおいても最適化に必要な時間を考慮すると  $n = 1$  で良いといえる。

## 4.2 UFD 通信における送受信 STA 選択

### 4.2.1 シミュレーション条件

本項では UFD 通信における送受信 STA 選択手法に関するシミュレーションの条件について述べる。表 2 にシミュレーション条件を示す。図 27 のように、1 台の AP が  $L = 100 \text{ m}$  四方の領域の中心に設置され、その周りに  $N = 50$  台の STA がランダムに配置されているとする。STA 間の送信機会に関する公平性と低遅延を要求する STA の QoS に関して、既存研究 [13] を用いた場合と提案手法を用いた場合の結果を比較する。STA 間の送信機会に関する公平性を評価する指標として、式 (41) に示す Jain's fairness index [22] における  $y_i$  に各 STA の送信回数を代入したものをを用いる。

$$\text{Fairness index} = \frac{\left(\sum_{j=1}^N y_j\right)^2}{\sum_{j=1}^N y_j^2} \quad (41)$$

QoS の改善に関するシミュレーションでは、式 (25) における  $x_j$  は、低遅延を要求しない STA すべてで共通の値  $x_j = x, \forall j \in \overline{\mathcal{D}}$  とし、式 (26) における  $x'_j$  も低遅延を要求する STA すべてで共通の値  $x'_j = x|\overline{\mathcal{D}}|/|\mathcal{D}|, \forall j \in \mathcal{D}$  とした。ただし、 $|\overline{\mathcal{D}}|$  は低遅延を要求しない STA の台数、 $|\mathcal{D}|$  は低遅延を要求する STA の台数を表す。上下通信ともに飽和トラヒックの場合を取り扱う。シミュレーションは最適化問題は MATLAB により計算し、その他の部分は C 言語で作成したシミュレータによって行う。

### 4.2.2 シミュレーション結果

まず、STA 間の送信機会の公平性に関する結果を示す。図 28 に各 STA の全シミュレーション時間内での上り通信送信回数を示す。図 13 と比較して、一部の STA が極端に選ばれやすいという現象が改善されていることがわかる。

図 29 にシステムスループットと STA 間の公平性を示す。ただし、結果は 10 種類の異なる STA 配置によるシミュレーション結果の平均値である。また、 $\alpha = 0$





図 27: AP と STA の配置の一例

表 2: UFD 通信における STA 選択手法に関するシミュレーションの諸元

領域の大きさ $L$	100 m
伝送速度	シャノン容量
送信電力	15 dBm
雑音指数	10 dB
周波数帯	2.4 GHz
帯域幅	20 MHz
伝搬損失	$30 \log D + 40 \text{ dB}$
	$D$ : 送受信点間距離 (m)
自己干渉除去	110 dB
シミュレーション時間	10 s

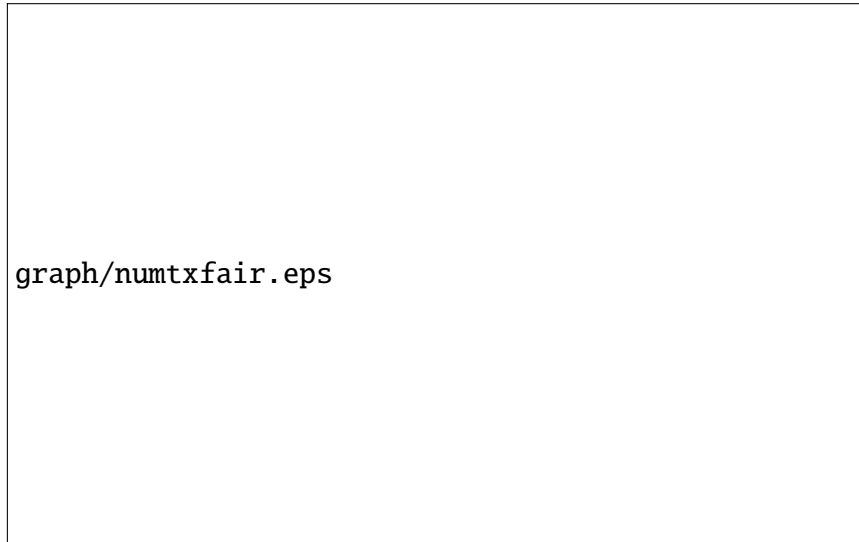


図 28: 提案方式による STA の上り通信送信回数の分布

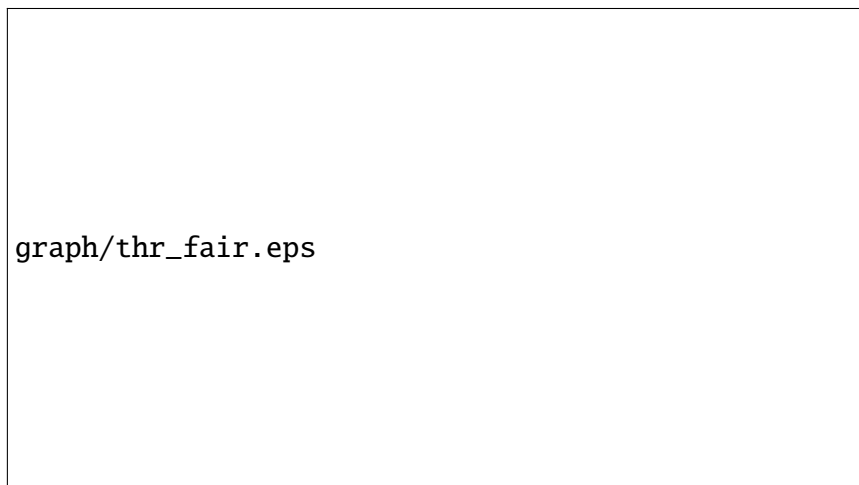


図 29: 重み係数  $\alpha$  に対するシステムスループットと fairness index

場合が既存方式 [13] の結果である。提案方式は  $\alpha$  を大きくしていくことで、既存研究と比較して STA 間の送信機会に関する公平性を大きく改善できることを示した。3.2.1 項で述べた通り、システムスループットと STA 間の公平性がトレードオフの関係となっている。更に、提案方式において重み係数  $\alpha$  を変化させることで、公平性の改善とシステムスループット低下のトレードオフを調整可能であることがわかる。 $\alpha$  を小さくすると目的関数の式 (24) における実効スループット  $r^{(i,j)}$  の影響が送信待機時間  $d^{(j)}$  に比べて大きくなることで、システムスループット最大化を重視した結果となった。逆に、 $\alpha$  を大きくすることで送信待機時間の影響を相対的に大きくでき、公平性の改善を重視した結果となった。また、本シミュレーションでは  $\alpha \leq 0.4$  のときに既存研究と比較してシステムスループットの低下が小さく、公平性が高くなっている。

次に、シミュレーション条件の違いによる重み係数  $\alpha$  の影響の差について検討する。STA 台数が結果に与える影響を確認するため、図 30 に STA 台数を  $N = 30$  とした場合の結果を示す。ただし、結果は 10 種類の異なる STA 配置によるシミュレーション結果の平均値である。本シミュレーションでは、 $\alpha = 0.3$  において公平性の改善が飽和しているにも関わらず、 $0.3 < \alpha$  ではシステムスループットが既存研究と比較して大きく低下しているため、 $0.3 < \alpha$  とする必要はない。続いて、図 31 に、ある STA 配置におけるシステムスループットと STA 間の公平性を示す。本シミュレーションでは、 $\alpha \leq 0.4$  においてはシステムスループットを大きく低下させることなく公平性を改善できている。一方、 $0.5 \leq \alpha$  ではシステムスループットが大きく低下している。以上、二つの結果から STA 台数や STA 配置が結果に大きな影響を及ぼすことがわかった。また、既存研究と比較してシステムスループットを大きく低下させることなく公平性を改善できているのは概ね  $0.1 \leq \alpha \leq 0.3$  の範囲である。

続いて、低遅延を要求する STA の QoS 向上について評価を行う。 $\alpha$  の値は、先の結果において、 $\alpha = 0.3$  のとき既存研究と比較してシステムスループットを大きく低下させることなく公平性を改善することができていたことから、本シミュレーションにおいては  $\alpha = 0.3$  とする。いずれもある 1 種の STA 配置についての結果である。まず、低遅延を要求する STA を  $\mathcal{D} = \{46, 47, 48, 49, 50\}$  の 5 台とした場合についてのシミュレーション結果を示す。図 32 に  $x$  の値に対する低遅延を要求する 5 台の STA の平均遅延時間を示す。 $x$  とは低遅延を要求する STA に低遅延を要求しない STA が与える確率の値である。 $x = 0$  の時が既存

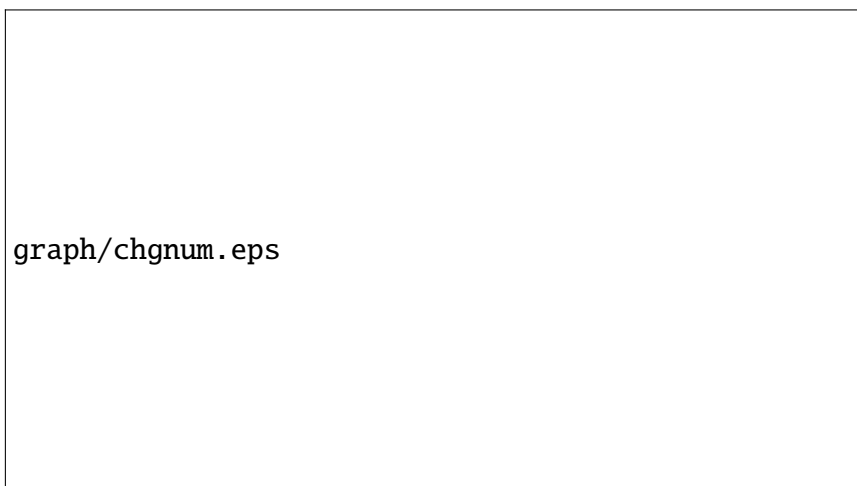


図 30: STA 台数を  $N = 30$  に変更した場合の重み係数  $\alpha$  に対するシステムスループットと fairness index

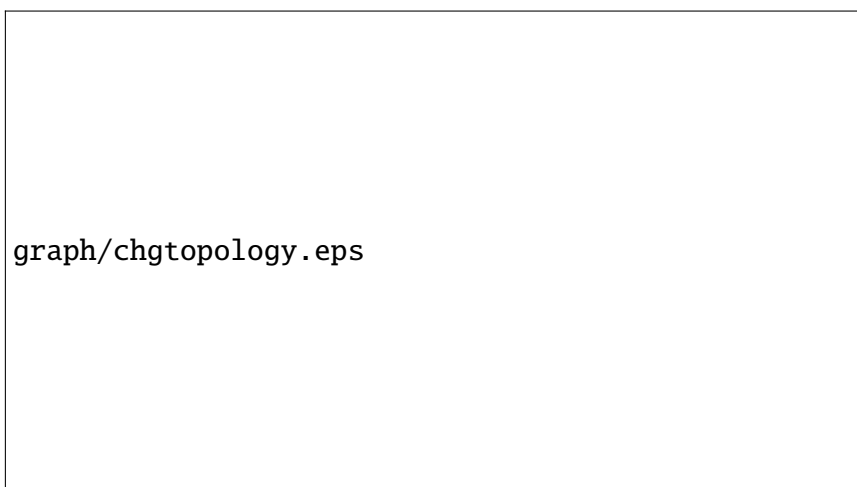


図 31: ある STA 配置における重み係数  $\alpha$  に対するシステムスループットと fairness index



図 32:  $x$  に対する低遅延を要求する STA 46–50 の平均遅延時間

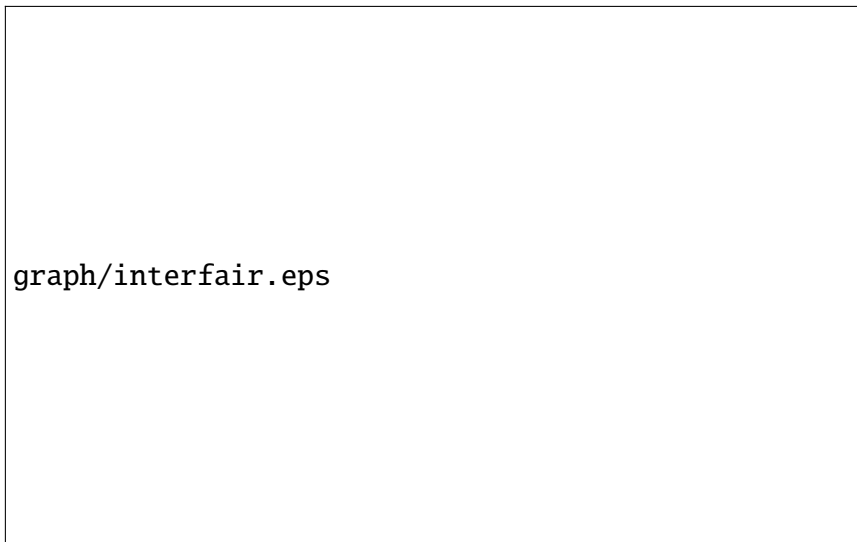
方式 [13] を用いた場合の結果である。既存研究と比較して、 $x$  を大きくするほど低遅延を要求する 5 台の STA の平均遅延時間が小さくなっている。この結果から、アプリケーションサービスが要求する遅延時間に応じて一部の STA の遅延時間を調整可能であることがわかる。

次に  $x = 0.005$  としたときのすべての STA の平均遅延時間について評価する。図 33(a) に公平性のみを考慮した場合について、図 33(b) に公平性と QoS の両方を考慮した場合について各 STA の平均遅延時間を示す。公平性のみを考慮した場合は全 STA 間の送信機会の公平性が高いことから、遅延時間のばらつきが少ないが、低遅延を要求する STA 46 から 50 の遅延時間も平均 43 ms と大きい。一方、QoS を考慮した場合、遅延時間を 15 ms と 1/3 程度まで削減することができた。

### 4.3 UFD 通信と上り OFDMA 方式の併用による遅延時間削減

#### 4.3.1 シミュレーション条件

本項では UFD 通信と上り OFDMA 方式の併用による遅延時間削減に関するシミュレーションの条件について述べる。全節と同様、図 27 のように、1 台の AP が  $L = 100$  m 四方の領域の中心に設置され、その周りに  $N = 50$  台の STA がランダムに配置されているとする。簡単のため OFDMA 方式による多元接続数は 2 とし、チャンネル幅は二等分するものとする。式 (33) における  $\eta_d^{(i)}$  には各 STA



(a) 公平性の改善のみを行った場合の各 STA の平均遅延時間



(b) 低遅延を要求する STA の送信機会を増加させた場合の各 STA の平均遅延時間

図 33: 各 STA の平均遅延時間の比較

共通の  $1/[(N+1)N]$  を，式 (34) における  $\eta_u^{(j)}$  には各 STA 共通の  $1/(N+1)$  を設定している．伝送速度は IEEE 802.11a 規格に従う [16]．上下通信ともに飽和トラヒックであり，AP には 1500 B の，STA には 64 B のデータフレームが発生しているものとする．これは，トラヒックの多くが TCP-ACK を中心とする 64 B 以下のフレームと 1500 B のフレームによって占められるからである [21]．

本シミュレーションでは以下の四つの方式を比較する．

- 半二重通信のみを用いる方式
- 半二重通信と UFD 通信を併用する 3.2.1 項で提案した方式（比較方式）
- 半二重通信，UFD 通信，上り OFDMA 方式，UFD 通信と上り OFDMA 方式の組み合わせの 4 方式を用いる提案方式
- 提案方式に 3.3.3 項で述べた計算時間削減手法を適用した方式

#### 4.3.2 シミュレーション結果

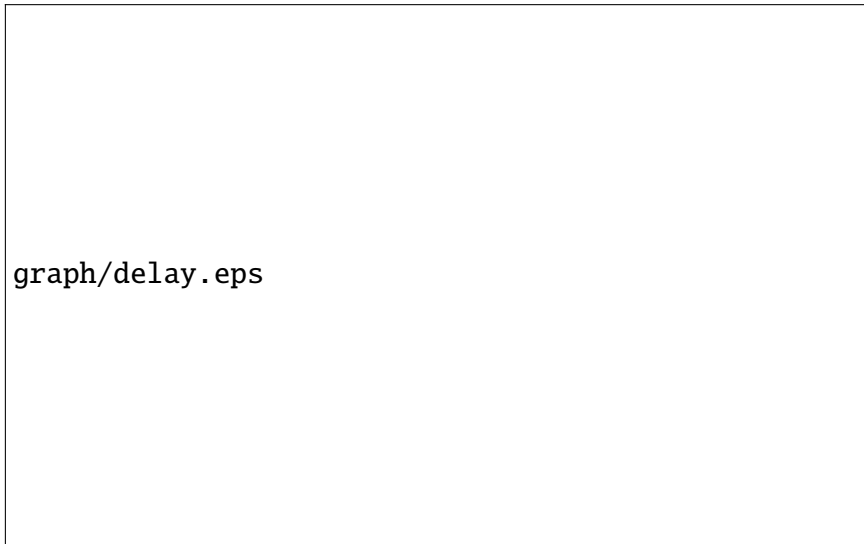


図 34: 上り通信の平均遅延時間

図 34, 35 に STA の平均遅延時間とシステムスループットを示す．半二重通信と UFD 通信を用いる方式の遅延時間は半二重通信と比べ 20 ms 以上大きい．一方，提案方式はパラメータ  $\alpha$  を大きくすることで遅延時間を半二重通信と同等の値まで削減できている．しかし， $\alpha$  が大きくなるにつれて，システムスループットが低下している．これは，最適化問題の目的関数において  $d^{(j)}$ ,  $d^{(k)}$  の項の影響が大きくなり，スループットの低下による利得の減少より遅延時間削減

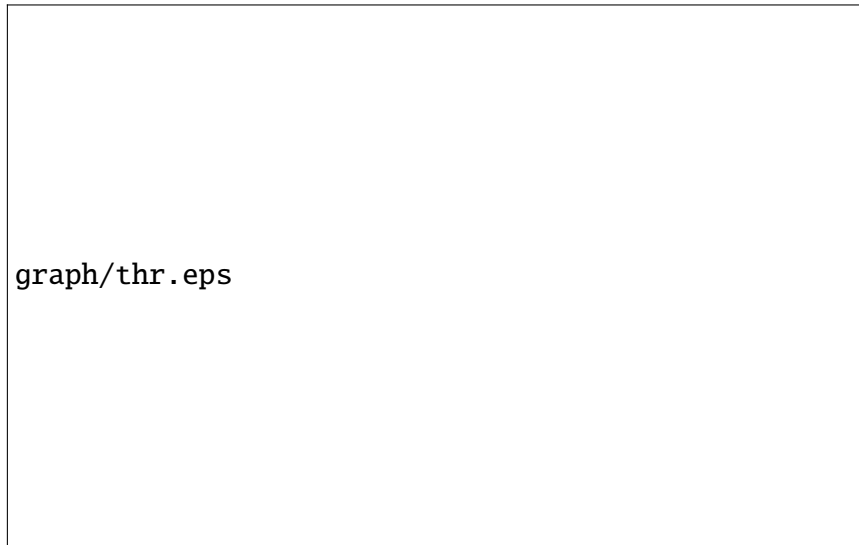


図 35: システムスループット

による利得向上が上回るためである。提案方式はシステムスループットは低下したものの、半二重通信に対しては3倍程度の値を維持しつつ、遅延時間を半二重通信と同等まで削減することができた。



図 36: ある試行における各 STA の平均遅延時間の CDF

STA 間の公平性を確認するため、図 36 に各 STA 毎の平均遅延時間の CDF (Cumulative distribution function) を示す。半二重通信では全 STA が平等に送信



機会を獲得するため、STA 間の遅延時間のばらつきは非常に小さい。提案方式は半二重通信には及ばないものの、半二重通信と UFD 通信を用いる方式と比べて大幅にばらつきが小さくなっており、遅延時間に対する公平性が高いことを示している。

表 3: 最適化問題を 1 回解くために必要な平均時間

計算時間削減なし	計算時間削減あり
803 ms	226 ms

次に計算時間について評価する。表 3 に第 3.3.3 節で述べた計算時間削減手法を用いた場合と用いない場合について、 $\alpha = 1$  における最適化問題を一回解くために必要な平均時間を示す。計算時間を 72%削減できている一方、図 35 より計算量削減手法を用いない場合と比較してシステムスループットは最大 18%低下し、図 34 より遅延時間は 15%増加した。これは、計算時間削減手法によって除いた送受信 STA の組み合わせの中に干渉が小さく比較的高いスループットで UFD 通信可能な組み合わせが含まれていたためであると考えられる。簡易な方式ながら、システムスループットを大幅に低下させることなく、計算時間を削減することができた。

## 第5章 まとめ

本論文では、無線LANの大容量化を実現する方法の一つとして全二重通信無線LANに注目し、メディアアクセス制御に関する課題を指摘した。更に、課題を解決するための手法の提案とその性能評価を行った。

2.2.3 項では、既存の全二重通信無線LANにむけたMACプロトコルにおいて、同時に送信される二つのデータフレームの時間長が異なると、フレーム時間長が等しい場合と比べてスループットが低下するという問題や他のフレームとの衝突が生じるという問題を指摘した。フレーム時間長の差を最小化するために、3.1 節においてフレーム時間長最適化を提案した。提案したフレーム時間長最適化は最適化問題を解くことで、フレームアグリゲーションを用いて連結するデータフレームを選び出し、同時に送信される二つのデータフレームの時間長の差を最小化する。シミュレーション評価により、比較方式と比較して無駄時間を最大97%削減し、システムスループットを15%改善した。また、本論文で行ったシミュレーションにおいては、最適化の第二段階で用いるデータフレーム数は1個以下で十分であることを示した。

更に、2.2.3 項ではUFD通信におけるSTA組の選択手法について、既存研究では公平性が低いこととQoSについての議論がなされていないことを指摘した。3.2 節では、最適化問題の目的関数においてSTAの送信待機時間を考慮することで公平性を改善する手法を提案した。また、STAの送信確率の最低値を再設定することで低遅延を要求する一部のSTAのQoSを改善する手法を提案した。シミュレーション評価により、既存方式[13]と比較して公平性を大きく改善し、更に、トレードオフの関係にあるシステムスループットと公平性のバランスを調整できることを示した。加えて、STAの送信確率の最低値を再設定することで一部のSTAの遅延時間を大きく削減し、QoSが改善できることを明らかにした。

最後に、UFD通信は半二重通信と比較して遅延時間が大きいという課題を指摘した。3.3 節で、STAの遅延時間を削減するために、3.2 節で提案したUFD通信の上り通信にOFDMA方式を適用することを提案した。UFD通信のSTA選択手法を拡張し上り通信にOFDMA方式を適用し最適化問題を解くことで、半二重通信、UFD通信、上りOFDMA、UFD通信と上りOFDMA方式の組み合わせの四つの通信方式の適応的な切り替えるを可能にした。送受信STA組を適応

的に選択することで、干渉が大きく UFD 通信を行えないような位置にある STA は半二重通信を行い、干渉が小さく、大きなスループットを期待できる STA には UFD 通信を用い、多くの STA へ送信機会を与えたい場合は OFDMA 方式を用いるという状況に応じた制御が可能となる。また、最適化問題を解くための計算時間を削減する手法に関して検討を行った。STA を AP に対する位置によって分類し、ユーザ間干渉が小さくなる可能性が高い STA 組のみを対象として最適化問題を解くことで、計算時間の削減を図った。シミュレーション評価により、STA の遅延時間を半二重通信と同程度まで削減することができることを示し、更に、計算時間削減手法により計算時間を 72%削減できることを示した。

## 謝辞

本研究を行うにあたり、多くの方々にお世話になりました。ここに深く感謝の意を表します。守倉正博教授には本研究の機会を与えて頂き、また貴重な御助言を頂きましたことを深く感謝致します。西尾理志助教には、本研究を行うにあたり、熱心な御指導をして頂き、多大なご協力をして頂きましたことを深く感謝致します。山本高至准教授には本研究を進めるにあたり、適切な御助言を頂きまして深く感謝致します。株式会社東芝の鍋谷寿久様、青木亜秀様には、本研究を進めるにあたり数多くの御指導、御支援を頂きましたことを深く感謝致します。本研究にあたって、あらゆる面で数々の貴重な御意見、御協力を頂いた守倉研究室の皆様方に心より感謝致します。

## 参考文献

- [1] S. Chen, M.A. Beach, and J.P. McGeehan, "Division-free duplex for wireless applications," *Electronics Letters*, vol.34, no.2, pp.147–148, Jan. 1998.
- [2] D.W. Bliss, P.A. Parker, and A.R. Margetts, "Simultaneous transmission and reception for improved wireless network performance," *Proc. IEEE/SP 14th Workshop on Statistical Signal Processing*, pp.478–482, Madison, WI, USA, Aug. 2007.
- [3] J.I. Choi, M. Jain, K. Srinivasan, P. Levis, and S. Katti, "Achieving single channel, full duplex wireless communication," *Proc. ACM MobiCom*, pp.1–12, Chicago, IL, USA, Sept. 2010.
- [4] M. Jain, J.I. Choi, T. Kim, D. Bharadia, S. Seth, K. Srinivasan, P. Levis, S. Katti, and P. Sinha, "Practical, real-time, full duplex wireless," *Proc. ACM MobiCom*, pp.301–312, Las Vegas, NV, USA, Sept. 2011.
- [5] A. Sahai, G. Patel, and A. Sabharwal, "Asynchronous full-duplex wireless," *Ptroc. IEEE COMSNETS*, pp.1–9, Bangalore, India, Jan. 2012.
- [6] J. Bai and A. Sabharwal, "Distributed full-duplex via wireless side-channels: Bounds and protocols," *IEEE Trans. Wireless Commun.*, vol.12, no.8, pp.4162–4173, Aug. 2013.
- [7] A. Sabharwal, P. Schniter, D. Guo, D.W. Bliss, S. Rangarajan, and R. Wichman, "In-band full-duplex wireless: Challenges and opportunities," *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol.32, no.9, pp.1637–1652, Sept. 2014.
- [8] D. Bharadia, E. McMillin, and S. Katti, "Full duplex radios," *SIGCOMM Comput. Commun. Rev.*, vol.43, no.4, pp.375–386, Oct. 2013.
- [9] M. Duarte, A. Sabharwal, V. Aggarwal, R. Jana, K.K. Ramakrishnan, C.W. Rice, and N.K. Shankaranarayanan, "Design and characterization of a full-duplex multi-antenna system for WiFi networks," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol.63, no.3, pp.1160–1177, March 2014.
- [10] N. Singh, D. Gunawardena, A. Proutiere, B. Radunovic, H.V. Balan, and P. Key, "Efficient and fair MAC for wireless networks with self-interference cancellation," *Proc. WiOpt*, pp.94–101, Princeton, NJ, USA, May 2011.
- [11] J.Y. Kim, O. Mashayekhi, H. Qu, M. Kazadiieva, and P. Levis, "Janus: A novel

- MAC protocol for full duplex radio,” Stanford Univ., Tech. Rep., July 2013.
- [12] S. Goyal, P. Liu, O. Gurbuz, E. Erkip, and S. Panwar, “A distributed mac protocol for full duplex radio,” Proc. IEEE Asilomar Conf. Signals, Systems and Computers, pp.788–792, Pacific Grove, CA, USA, Nov. 2013.
  - [13] S. Y. Chen, T. F. Huang, K. C. J. Lin, Y. W. P. Hong, and A. Sabharwal, “Probabilistic-based adaptive full-duplex and half-duplex medium access control,” Proc. IEEE GLOBECOM, pp.1–6, San Diego, CA, USA, Dec. 2015.
  - [14] J. Padhye, V. Firoiu, D. Towsley, and J. Kurose, “Modeling TCP throughput: A simple model and its empirical validation,” SIGCOMM Comput. Commun. Rev., vol.28, no.4, pp.303–314, Oct. 1998.
  - [15] 守倉正博, 久保田周治, 改定三版 802.11 高速無線 LAN 教科書, インプレス R&D, 東京, 2008.
  - [16] IEEE Std 802.11-2012, “Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications,” 2012.
  - [17] IEEE Std 802.11n-2009, “Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: – Amendment 5: Enhancements for higher throughput,” 2009.
  - [18] S. Kim, H. Choi, J. Kim, K. Ryu, and H.G. Cho, “OFDMA performance in 11ax,” Sept. 2015. <https://mentor.ieee.org/802.11/dcn/15/11-15-1095-00-00ax-ofdma-performance-in-11ax.ppt>
  - [19] A. Sahai, G. Patel, and A. Sabharwal, “Pushing the limits of full-duplex: Design and real-time implementation,” Technical report, Rice University, July 2011.
  - [20] N. Karmarkar, “A new polynomial-time algorithm for linear programming,” *Combinatorica*, vol.4, no.4, pp.373–395, 1984.
  - [21] F. Wamser, R. Pries, D. Staehle, K. Heck, and P. Tran-Gia, “Traffic characterization of a residential wireless Internet access,” *Telecommunication Systems*, vol.48, no.1-2, pp.5–17, Oct. 2011.
  - [22] R. Jain, D. Chiu, and W. Hawe, A quantitative measure of fairness and discrimination for resource allocation in shared computer system, Technical Report TR-301, DEC Research Report, Sept. 1984.