

修士論文

閾値内レスポンスタイムのフロー数を増加させる  
優先制御方式の提案と評価

A proposal and evaluation of priority control method to increase  
the number of flows within response time threshold

指導教員 中山 雅哉 准教授

2013年2月6日提出

東京大学大学院 工学系研究科  
電気系工学専攻

37116418

石川 圭也

## 要旨

通信ネットワークにおいて、複数のフローが限られた帯域幅を共有することによって通信遅延が増大する問題がある。特に、同一のアクセスポイントに多数の無線端末が接続する無線 LAN 環境では、こうした問題への対処が重要である。本論文では、無線 LAN 混雑時の WEB 閲覧環境において、レスポンスタイムが閾値以下となるフロー数の増大を目指した方式を提案している。提案方式では、アクセスポイントにおいて各フローの通信経過時間やデータ通信量を把握することで一定時間内に通信を完了するのに必要な帯域使用率を算出し、それに基づく優先制御を行う。提案方式を QualNet によって評価したところ、優先制御を行わないとレスポンスタイムが閾値以下となるフロー数が 30%以下に減少する混雑環境でも、割合を 2 倍以上に増加させることができることが明らかとなった。

## Abstract

Multiple data flows sharing limited bandwidth cause communication delay in communication networks. In particular it is important to deal with such a problem in the wireless LAN environments, since many terminals associate with the same access point within limited time span. In this thesis, a method to increase the number of flows within response time threshold in congested wireless LAN is proposed. The method controls flow priority by calculating the bandwidth utilization ratio required to complete the download within certain time threshold. The ratio value is obtained through monitoring the transmitted data and elapsed time of transmission. In regular environment, where priority method is not applied, the ratio of flows completing the transmission within the threshold is below 30% of the total number of flows. According to the QualNet simulation results, the proposed priority method doubles this ratio.

# 目次

第 1 章	序論.....	1
1.1.	研究目的.....	2
1.2.	本論文の構成.....	3
第 2 章	関連研究.....	4
2.1.	TCP のフロー間公平性を向上させる方式.....	5
2.2.	TCP による帯域保証方式.....	6
2.3.	MAC 層における帯域保証方式.....	6
2.4.	関連研究のまとめ.....	7
第 3 章	提案方式.....	8
3.1.	提案方式の概要.....	9
3.2.	アクセスポイントにおける具体的な制御について.....	12
3.2.1.	制御の流れ.....	12
3.2.2.	データ送信時間の理論値導出法.....	16
第 4 章	シミュレーション実験.....	22
4.1.	WEB ページサイズ固定, 同時通信の場合.....	23
4.1.1.	シミュレーション条件.....	23
4.1.2.	レスポンスタイムが一定時間内であるフロー数の割合.....	23
4.1.3.	各方式によるレスポンスタイムの分布.....	24
4.1.4.	方式 A の挙動について.....	26
4.1.5.	TCP の再送抑制制御の効果について.....	30
4.1.6.	方式 A と方式 B の差について.....	32
4.2.	WEB ページサイズを変化させた環境における評価.....	32
4.2.1.	シミュレーション条件.....	32
4.2.2.	レスポンスタイムが 4 秒以内であるフロー数の割合.....	32
4.2.3.	レスポンスタイムの分布.....	34
4.2.4.	フロー数の変化による方式 A の挙動について.....	35
4.3.	通信開始時刻が同時でない場合の評価.....	37
4.3.1.	シミュレーション条件.....	37
4.3.2.	レスポンスタイムが 4 秒以内であるフロー数の割合.....	37
4.3.3.	フロー間における通信期間の重なりを考慮した評価.....	38
第 5 章	結論.....	43
5.1.	結論.....	44
5.2.	今後の課題.....	44

謝辞.....	45
発表文献.....	46
参考文献.....	47

# 目次

図 3.1	提案方式におけるシステムの概要	10
図 3.2	方式 A および B における送信順制御	11
図 3.3	提案方式のフローチャート(パケット受信時)	12
図 3.4	提案方式のフローチャート(パケット送信時)	14
図 3.5	提案方式におけるキュー操作の例	16
図 3.6	RTS / CTS を用いたフレーム送信の流れ	16
図 4.1	閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 1)	24
図 4.2	フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 通常方式)	25
図 4.3	フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 方式 A)	25
図 4.4	フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 方式 B)	25
図 4.5	方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 9)	26
図 4.6	方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 11)	27
図 4.7	方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 13)	27
図 4.8	方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 15)	27
図 4.9	方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 17)	28
図 4.10	レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 1, 方式 A, フロー数 15)	28
図 4.11	レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 1, 方式 A, フロー数 17)	28
図 4.12	キュー内の制御対象フロー数(実験 1, 方式 A, フロー数 15)	29
図 4.13	キュー内の制御対象フロー数(実験 1, 方式 A, フロー数 17)	30
図 4.14	制御対象フローの再送数とバッファあふれ数(実験 1, 方式 A, フロー数 15)	31
図 4.15	制御対象フローの再送数とバッファあふれ数(実験 1, 方式 B, フロー数 15)	31
図 4.17	閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 2)	33
図 4.16	実験 2 における各フローの WEB ページサイズ設定	33
図 4.18	フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 通常方式)	34
図 4.19	フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 方式 A)	34
図 4.20	フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 方式 B)	35
図 4.21	レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 2, 方式 A, フロー数 20)	36
図 4.22	レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 2, 方式 A, フロー数 25)	36
図 4.23	キュー内の制御対象フロー数(実験 2, 方式 A, フロー数 20)	36
図 4.24	キュー内の制御対象フロー数(実験 2, 方式 A, フロー数 25)	37
図 4.25	閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 3)	38

図 4.26	通常方式における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30).....	39
図 4.27	通常方式における各フローの通信期間(実験 3,, フロー数 40).....	39
図 4.28	通常方式における各フローの通信期間(実験 3,, フロー数 50).....	39
図 4.29	方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30) .....	40
図 4.30	方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 40) .....	40
図 4.31	方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 50) .....	40
図 4.32	方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30) .....	41
図 4.33	方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 40) .....	41
図 4.34	方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 50) .....	41

# 表目次

表 3.1	提案方式におけるパラメータ定義( $i$ はフロー番号に対応) .....	9
表 3.2	1 フローの所要時間に関するパラメータ定義 .....	17
表 3.3	データサイズに関するパラメータ定義 .....	18
表 3.4	シンボル数, パケット数に関するパラメータ定義 .....	18
表 4.1	シミュレーション諸元 .....	23

# 第1章

## 序論

## 1.1. 研究目的

通信ネットワークでは、帯域を共有するフロー数の増加に伴って各フローが使用可能な帯域が減少し、通信遅延が増大する問題がある。特に、同一のアクセスポイントに多数のユーザが収容される無線 LAN 環境では、こうした問題がより深刻となる。このような混雑したネットワーク環境における問題点を改善するため、様々な研究が行われてきた。

文献[1-5]では、複数の無線端末が帯域を共有する無線 LAN 環境において、上下フロー間に不公平が生じ、特定フローのスループットが著しく低下する問題が指摘されている。これを改善するため、例えば、上りフローに対する確認応答パケットをフィルタリングして上りフローのスループットを低下させることにより不公平性を改善する手法[6]や、アクセスポイントにおいてフレーム送信前の待機時間を短く設定し下りフローのスループットを改善する方式[7]等が提案されている。一方、特定フローが要求する帯域の確保を目的とした研究も行われている。例えば TCP の観点から、スロースタート閾値の調節により目標帯域を確保する TCP-AV[11][12]という技術が提案されている。MAC 層の観点からは、データを優先度に応じて 4 種類のクラスに分けクラス間の優先制御を行う IEEE802.11e[16]や、アクセスポイントにおいて無線端末への ACK フレームを確率的に返送しないことでフロー毎の優先制御を行う方式[18][19]が提案されている。

しかし、これらの研究において提案されている方式は、帯域確保を必要とするフロー数が増大した場合への対応ができないという問題がある。また、これらの研究はスループットに関する改善が行われる一方で、ユーザが体感可能な通信所要時間に関して保証するものではない。本研究では、一定サイズのファイルをダウンロードする多数のユーザが存在する環境として無線 LAN による WEB 閲覧環境を想定し、ユーザが体感するレスポンスタイム (ユーザが HTTP リクエストを送信してからダウンロードが完了するまでの時間)の遅延に関する改善方式を検討する。WEB 閲覧において、レスポンスタイムがある閾値を超えるとユーザのタスク処理の効率の効率が著しく低下すると言われており、こうした閾値以下にレスポンスタイムを収めることが重要である。

そこで本研究では、レスポンスタイムが一定時間内となるフロー数の増加を目的とする。提案する方式では、アクセスポイントにおいて各フローの通信経過時間やデータ量を記録し、一定時間内に通信を完了するのに必要となる帯域使用率を算出することで、それに基づいた優先制御を行う。ネットワークシミュレータの QualNet を用いて提案方式を評価したところ、レスポンスタイムが一定時間内となるフロー数の割合が 30%以下に低下する混雑環境において、割合を 2 倍以上に増加させることができることが明らかとなった。

## 1.2. 本論文の構成

第2章以降における本論文の構成は、次の通りである。第2章では、複数のユーザが帯域を共有する環境における問題点に着目した関連研究と、それらの問題点について述べる。第3章では、本研究で提案している方式について説明する。第4章ではネットワークシミュレータの QualNet を用いた評価実験について述べる。最後に第5章で結論について述べる。

## 第2章

### 関連研究

複数のユーザが帯域を共有する環境における問題を改善するため、様々な方式が検討されてきた。本章では、ユーザ間の公平性を向上させるための方式や、特定フローが要求する帯域を保証するための方式を紹介し、それらの特徴や問題点について述べる。

## 2.1. TCP のフロー間公平性を向上させる方式

無線 LAN 環境において、上下フロー間の不公平性が生じる問題が指摘されている[1-5]。これは、無線 LAN のアクセス制御方式である CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access / collision Avoidance)[15]に起因するものである。CSMA/CA により、帯域を共有するアクセスポイントと各無線端末は同等の送信機会を得るが、端末数が増加するにつれてアクセスポイントの送信機会が減少し、下り（アクセスポイントから無線端末方向）のスループットが低下する。

こうした問題を改善するため、様々な方式が検討されている[6-10]。文献[6]では、サーバから送信された TCP の確認応答パケットに対し、アクセスポイントにおいてフィルタリング処理を行う方式が提案されている。これにより、上り（無線端末からアクセスポイント方向）の TCP フローのスループットを低下させ、不公平性を改善している。文献[7]で提案されている方式では、アクセスポイントにおける MAC 機能に変更を施し、フレーム送信前の待機時間として通常の DIFS より短期間である PIFS を用いている。これによりアクセスポイントから無線端末へのデータフレーム送信機会を増加させ、不公平性を改善している。文献[9]では、ACK pushout と呼ばれる手法が提案されている。これは、アクセスポイントにおいて送信バッファサイズ限界までパケットが格納されているとき、下り方向のパケットが到着した場合の制御である。バッファ内に同一フローの確認応答パケットが 2 つ以上存在した場合、確認応答パケット 1 つを破棄し、到着パケットを格納する。これは、TCP において累積確認応答が用いられており、1 ウィンドウ内であれば確認応答パケットが失われた場合でも後続の確認応答パケットによって送達確認が可能であることを利用している。この操作によって下りのパケットの損失を抑制し、スループットの低下を防ぐことで上下フロー間の不公平性を改善している。

しかし ACK pushout の場合、送信バッファサイズ限界までパケットが格納されており、かつバッファ内に同一フローの確認応答パケットが 2 つ以上存在しないとき、到着パケットの種類によって上下フロー間の不公平が発生する。到着パケットが確認応答パケットであればバッファ内の確認応答パケットを破棄することでバッファ内に格納できる可能性があるが、データパケットの場合は必ず破棄されてしまう。このことは、下りフローのスループット低下を引き起こす。こうした問題点の改善を目的として、Adaptive pushout と呼ばれる方式[10]が提案されている。Adaptive pushout では、上下の TCP フロー数をそれぞれ

れ  $n_{up}$ ,  $n_{down}$  と定義し、バッファにパケットが格納されている上下フロー数をそれぞれ  $nb_{up}$ ,  $nb_{down}$  と定義する。到着パケットをバッファに格納するスペースが存在しないとき、 $(nb_{up}/n_{up}) \leq (nb_{down}/n_{down})$  である場合は、下りフローのパケット、すなわちデータパケットをランダムに選択し破棄する。逆の場合は、上りフローのパケット、すなわち確認応答パケットを選択し破棄する。このように、上下フローが公平となるよう廃棄パケットを選択している。

しかし、通信路の帯域幅に制限があるため、公平性の向上を目指した方式の場合フロー数が増加した環境では各フローに割り当てられる帯域が小さくなる。その結果、全フローの通信速度が著しく低下してしまう。また、これらの技術はスループットについては着目しているが、ユーザが体感可能な通信所要時間の増大を改善するものではない。

## 2.2. TCP による帯域保証方式

特定のフローが要求する帯域確保を保証するための技術についても、様々な検討がなされてきた。本節では、こうした技術のうち TCP によるものについて説明する。

TCP-AV[11][12]は TCP Reno を拡張したものであり、送信側において実際の送信帯域と経路上の最小 RTT を用いて、目標帯域に近づくよう TCP のスロースタート閾値を調節する。TCP では、受信側からの確認応答を待たずに一度に送信可能なデータの大きさをウィンドウサイズと呼び、TCP Reno の場合スロースタート閾値に達するまで急速にウィンドウサイズを増加させるアルゴリズムとなっている。そのため、スロースタート閾値によって送信側が使用する帯域幅を調節することができる。しかし、無線環境の場合はフレーム衝突の影響で RTT の変動が大きく、最小 RTT と平均 RTT の差が大きくなる。したがって、最小 RTT を用いるとスロースタート閾値が小さすぎる値となり、目標帯域を確保できなくなってしまう。この問題を解決するため、文献[13]では最小 RTT ではなく平滑化された RTT を用いてスロースタート閾値を調節することで、無線環境に適した TCP-AV の改良を行っている。また文献[14]では、TCP-AV についてモバイル端末環境での有効性検証が行われている。

このような帯域保証技術では特定フローの帯域確保は実現可能であるが、通信路の帯域幅に制限があることから、帯域確保を要求するフロー数が増加した場合への対応はできないという問題がある。

## 2.3. MAC 層における帯域保証方式

MAC 層の観点から帯域保証を行うための技術として、2005 年に IEEE802.11e が標準化された[16]。IEEE802.11e では、MAC フレームのヘッダを拡張して設けられたフィールドを利用してデータの優先度を指定し、優先度に応じて 4 種類のクラスにマッピングする。

優先度の高いクラスに対しては、無線 LAN のアクセス制御方式として用いられる CSMA/CA におけるバックオフ時間の最小値と最大値、およびフレーム送信前の待機時間が短く設定される。これにより、優先度の高いデータフレームは送信権を得る確率が大きくなり、より大きな帯域を確保することができる。しかし、クラス間の優先度について差別化はできるものの明確な帯域保証が難しいという問題[17]が指摘されている。また、同クラスのフロー間における優先制御ができないことや、IEEE802.11e を使用するすべての無線端末について変更が必要であるという問題もある。こうした問題点に対処するため、アクセスポイントのみに変更を施しフロー毎の帯域保証を行う ROC (Receiving Opportunity Control) という方式が提案されている[18][19]。これは、アクセスポイントにおいて、無線端末から送信された非優先フローのデータフレームに対し、ある確率にしたがって ACK フレームを返送しない方式である。CSMA/CA では、データフレームに対して ACK フレームを返送することで MAC 層におけるフレーム送達確認を行い、ACK フレームが受信できなかった場合はデータフレームの再送が行われる。したがって、ACK フレームを送信しない制御を行うことで非優先フローのデータフレームが再送され、このことが TCP における再送を引き起こす。このため、非優先フローのスループットが低下し、優先フローがより大きな帯域を使用することが可能となる。

しかし、こうした帯域保証方式は 2.2 節と同様に特定のフローが帯域確保を要求する場合を想定しているが、多数のフローによる帯域確保要求があった場合に対応できないと考えられる。また、2.1 節の場合と同様、ユーザが体感可能な通信所要時間に着目したものではない。

## 2.4. 関連研究のまとめ

以上のように、先行研究においてはフロー間の公平性向上を達成する方式や特定フローの帯域確保を保証する方式が提案されているものの、多数のフローが帯域確保を必要とする場合に対応できないという問題がある。また、それらはユーザが体感可能である通信所要時間について保証するものではない。そこで第 3 章では、多数のフローが存在する混雑環境において、通信に要する時間を閾値以内とするフロー数を増加させるための方式を検討する。

## 第3章

### 提案方式

### 3.1. 提案方式の概要

通信を一定時間内に完了するためには、ダウンロードすべきデータ量および目標とする所要時間に応じた帯域を各フローに割り当てる必要があるが、通信路の帯域には制限がある。そのため、通信路の帯域に対して各フローが必要とする帯域の割合を帯域使用率と定義すると、同一通信路を共有する各フローの帯域使用率の合計が 1 以上である場合、必要とする帯域を確保できないフローが必ず発生する。

このような状況で帯域を確保可能なフローをできるだけ増加させるためには、一部のフローに帯域を使用させず、残りの各フローに対する帯域使用率の合計が 1 を下回るようにすればよい。こうした考え方に基づいて、提案方式では、各フローに関する情報をフロー毎に用意するテーブル（フローテーブルと定義する） $DB_i$  に記録し、それを用いて一定時間内に通信を完了するために必要となる帯域使用率  $R_i$  を算出する。 $DB_i$  に登録される情報は、フロー  $i$  の通信開始時刻  $T_{start_i}$ 、WEB ページのデータ量  $D_{web_i}$ 、アクセスポイントから端末への送信済みデータ量  $D_{sum_i}$ 、帯域使用率  $R_i$  およびフロー  $i$  が制御対象であるかを示すラベル  $FLAG_i$  である。ここで通信開始時刻とは、レスポンスタイムの計測を開始する時刻、すなわちユーザが HTTP リクエストの送信を開始する時刻を意味する。また、「制御対象である」とは、フローが通信制限をかけられておらず優先制御の対象となって

表 3.1 提案方式におけるパラメータ定義  
( $i$  はフロー番号に対応)

許容する通信遅延 [sec]	$T_{qoe}$
現在時刻 [sec]	$T_{curr}$
フローテーブル	$DB_i$
フローの開始時刻 [sec]	$T_{start_i}$
WEB ページデータサイズ [byte]	$D_{web_i}$
送信済みデータ量 [byte]	$D_{sum_i}$
送信が完了していない残りデータの送信所要時間(理論値) [sec]	$T_{theo_i}$
一定時間内での送信に必要な帯域使用率	$R_i$
制御対象であるかを示すラベル	$FLAG_i$
キュー内に存在しないフローの ID を記録するテーブル	$ID_{not\_found}$
フロー $i$ についてアクセスポイントから直前に送信された時刻 [sec]	$T_{sent_i}$

いることを意味する。  $R_i$  を計算するためには、まずフロー  $i$  が送信すべき残りのデータ量について、送信に要する時間を算出する。これを  $T_{theo_i}$  と定義すると、フロー  $i$  が一定時間 ( $T_{qoe}$  [sec]) 以内に通信を終えるための残り時間に占める  $T_{theo_i}$  の割合が  $R_i$  となる。したがって、目標とする通信所要時間最大値  $T_{qoe}$  , 現在時刻  $T_{curr}$  および  $T_{start_i}$  を用いて  $R_i$  は次式のように表される。

$$R_i = \frac{T_{theo_i}}{T_{qoe} - (T_{curr} - T_{start_i})} \quad (3.1)$$

$T_{theo_i}$  は、パケット数や無線区間における 1 フレームの理論的な送信時間を考慮して算出する。導出法の詳細については、3.2.2 項において後述する。各フローに対する  $R_i$  の合計が 1 以上である場合は、一部のフローに対し通信制限を行う。ここで、アクセスポイントを通過するすべてのフローに関する情報を把握する必要があるため、制御はすべてアクセ

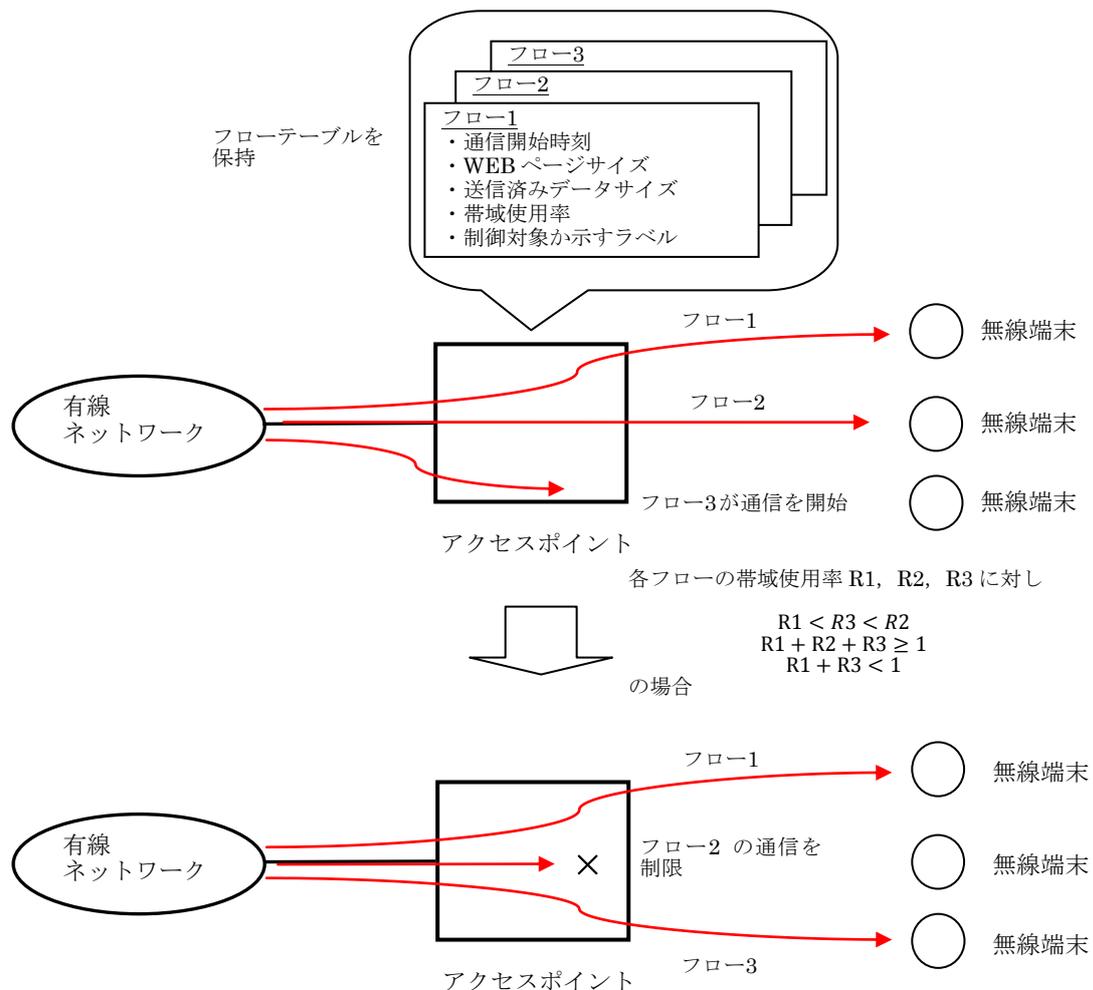


図 3.1 提案方式におけるシステムの概要

ポイントにおいて行う。

図 3.1 は、提案方式のシステム概要を模式図で表したものである。同図では、同一のアクセスポイントを通過する 2 本のフローが存在する状況において、3 本目のフローが通信を開始している。提案方式では、アクセスポイントは各フローに対してフローテーブルを保持し、それを用いて帯域使用率を算出する。ここで、3 本のフローの帯域使用率合計が 1 以上であり、最も帯域使用率の大きいフロー 2 を除外した場合に合計が 1 を下回るとする。このとき、3 本のフローすべてに対し必要な帯域を確保することはできないため、フロー 2 に対しアクセスポイントにおいて通信制限を行うことでフロー 1 とフロー 3 が必要とする帯域を確保する。提案方式では、新たなフローが通信を開始するたび、このような帯域使用率の算出および通信制限を行う。

さらに、提案方式では、フロー毎に算出した  $R_i$  に基づきアクセスポイントにおけるデータの送信順制御を行う。その制御法として方式 A および方式 B という 2 通りを検討しており、これらはさらに方式 A-1 と A-2、および B-1 と B-2 に分かれている。方式 A では通信所要時間の公平性を重視し、 $R_i$  が大きいフローほど送信権を得る確率が大きくなるよう、 $R_i$  に基づいた確率により送信フローを決定する。方式 B では、一定時間内に通信を終えるフローをより確実に増加させるため、 $R_i$  が最小となるフローに送信権を与える。また、アクセスポイントにおいて同一パケットが一定時間以上停留した場合、そのパケットに送信権を与えることで TCP の再送を抑制する制御を検討した。これを方式 A および B に適用したものをそれぞれ方式 A-2 および B-2、適用前をそれぞれ方式 A-1 および B-1 と定義する。

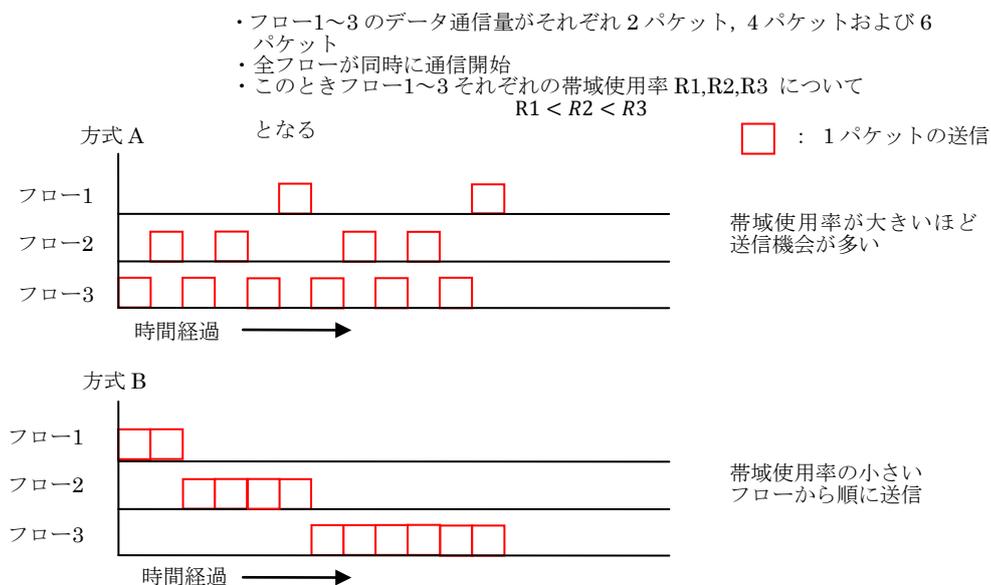


図 3.2 方式 A および B における送信順制御

図 3.2 は、方式 A および方式 B によるパケット送信の様子を単純なモデルを用いて示したものである。ここでは帯域を共有する 3 本のフローが同時に通信を開始しており、各フローのデータ通信量は大きい順にフロー 3、フロー 2、フロー 1 となっているため、フロー 3 の帯域使用率が最も大きく、次いでフロー 2、フロー 1 の順となる。これに基づき、方式 A ではフロー 3 の送信機会が最も多く、次いでフロー 2、フロー 1 となることから、各フローの通信所要時間がほぼ等しくなっている。一方、方式 B では帯域使用率が最小であるフローの packets をすべて送信されるまではそのフローに送信権が与えられるため、各フローを順に送信するような挙動となる。したがって、帯域使用率が最大であることから最後に送信されるフロー 3 以外の通信所要時間は方式 A の場合より大幅に小さくなっており、これらのフローはより確実に一定時間内で通信を完了することができる。

## 3.2. アクセスポイントにおける具体的な制御について

本節では、アクセスポイントにおけるパケットの受信時および無線端末へのパケット送信時のそれぞれについて、具体的な制御の流れを説明する。

### 3.2.1. 制御の流れ

まず、パケットを受信した際の制御について説明する。図 3.3 はアクセスポイントがパケットを受信するたびに実行されるフローである。

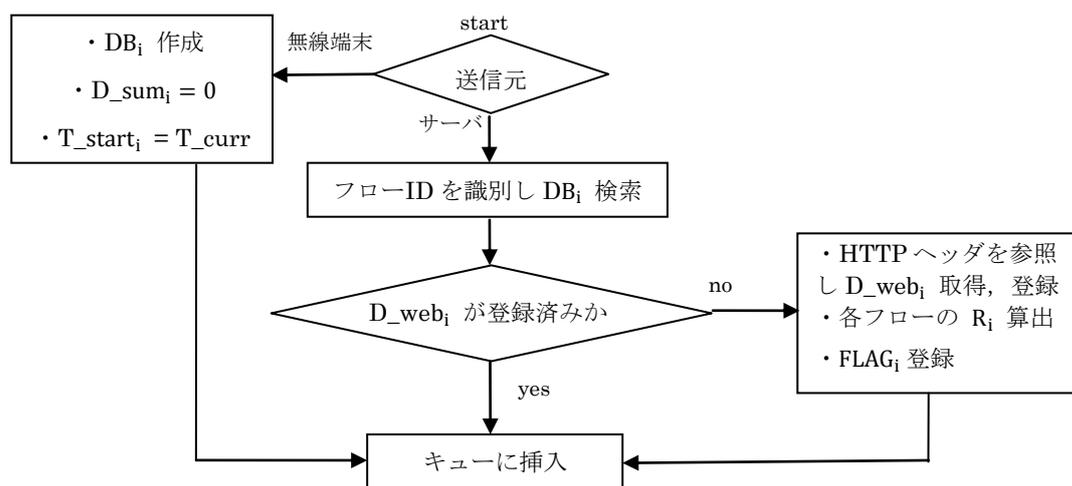


図 3.3 提案方式のフローチャート(パケット受信時)

アクセスポイントにおいて、無線端末からの新たな HTTP リクエストを受信することによって新たなフローの検出を行うことができるため、ここで、アクセスポイントにおいてフロー情報が記録されていないフローテーブルをあらかじめ多数用意しておき、新たなフローを検出するたびに未使用のフローテーブル  $DB_i$  に情報を書き込む。フロー番号は、通し番号として通信を開始した順に割り振る。リクエストを受信した際には、そのときの時刻、 $T_{curr}$  をフロー  $i$  の通信開始時刻  $T_{start_i}$  として  $DB_i$  に登録する。送信済みデータ量については、 $D_{sum_i} = 0$  として初期化し、 $DB_i$  に登録する。WEB ページのデータ量  $D_{web_i}$  については、この時点で把握することができないため登録は行わない。

HTTP リクエストがサーバに到着した後、サーバから無線端末へ向けて HTTP レスポンスが送信される。提案方式では、レスポンスをアクセスポイントが受信した際、まずサーバから受信したパケットのフロー ID を識別し、それに応じた  $DB_i$  を検索する。フロー ID の識別には、送信元の IP アドレスやポート番号およびプロトコル番号を用いる。 $DB_i$  に  $D_{web_i}$  が登録されていなかった場合は、HTTP ヘッダを参照し、 $D_{web_i}$  を  $DB_i$  に登録する。HTTP ヘッダには取得する WEB コンテンツの情報が含まれており、これを用いて WEB ページのデータサイズ  $D_{web_i}$  を把握することができる。 $DB_i$  に  $D_{web_i}$  が登録済みであった場合は、再度登録を行う必要はない。

また、このとき各フローの  $DB_i$  を参照し、式(3.1)を用いて帯域使用率  $R_i$  を算出する。各フローの  $R_i$  を合計した値が式(3.2)を満たす場合、 $R_i$  の大きいフローから順に制御対象から除外していき、制御対象となっているフローの  $R_i$  の合計値が 1 を下回るまでこれを繰り返す。

$$\sum_i R_i \geq 1 \quad (3.2)$$

制御対象から除外したフローについては、 $FLAG_i$  を 0 と設定し、フローテーブル  $DB_i$  に登録する。制御対象となったフローについては、 $FLAG_i$  を 1 と設定する。ここで、式(3.1)の分母が負の値となっているフローについては既に通信時間が  $T_{qoe}$  を超えており、優先制御を行っても  $T_{qoe}$  以内に収めることができないため、式(3.1)の計算は行わず、 $FLAG_i$  を 0 と設定する。

次に、アクセスポイントから無線端末へのパケット送信時の制御について説明する。この場合に実行される処理をフローチャートとして図 3.4 に示す。アクセスポイントから無線端末へパケットが送信される際、各フローの  $DB_i$  を参照し、帯域使用率  $R_i$  に基づいて優先フローを決定する。決定法としては、以下の 4 通りを検討した。

#### (a)方式 A-1

方式 A-1 では、各フローの帯域使用率に基づいた確率によって優先フローを選択する。

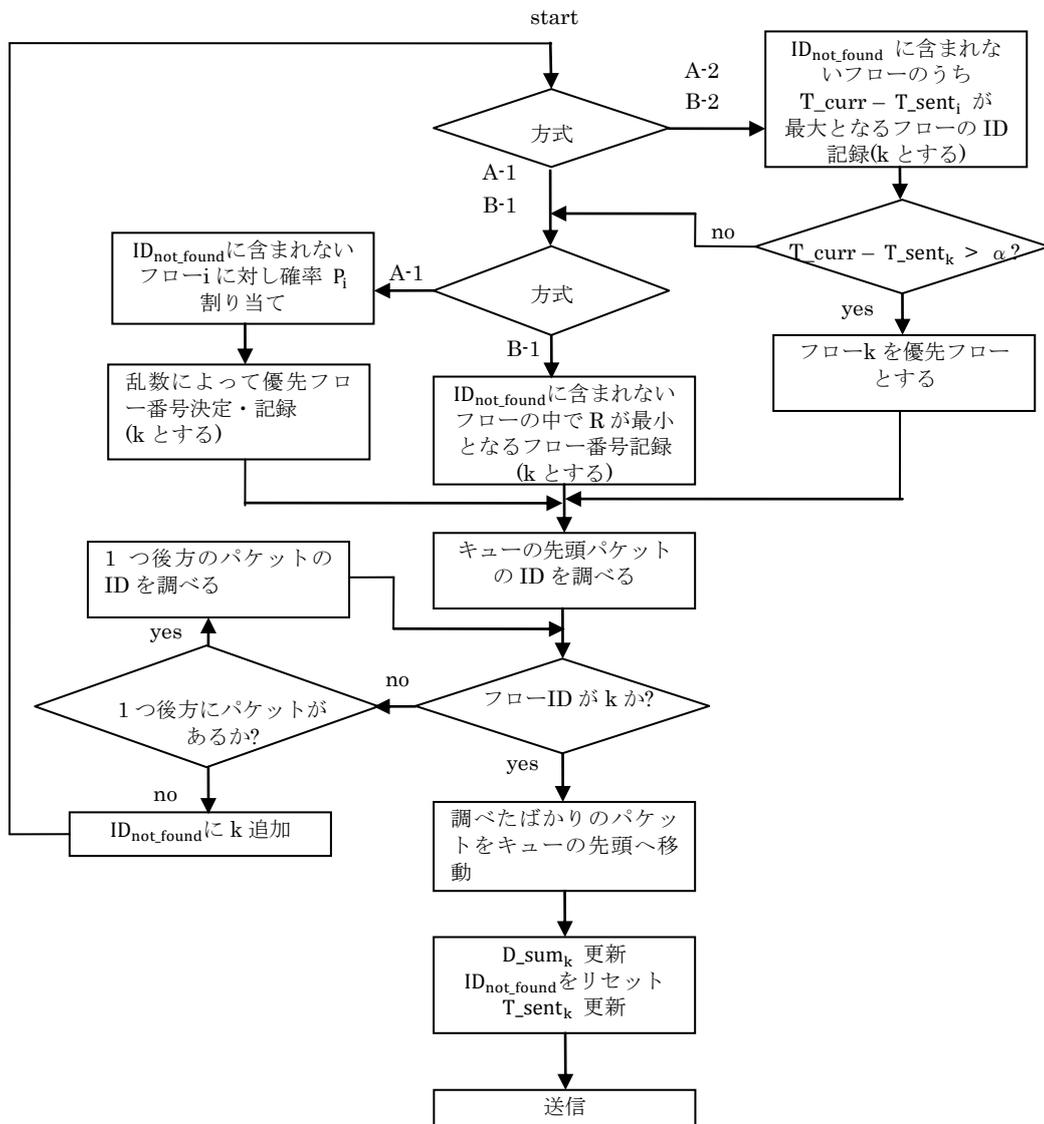


図 3.4 提案方式のフローチャート(パケット送信時)

具体的には、フロー  $i$  に対し式(3.3)により算出される確率  $P_i$  を定義する。

$$P_i = \frac{R_i}{\sum_j R_j} \quad (3.3)$$

ここで  $j$  は、制御対象となっており、かつキュー内にデータパケットが存在しているフローを対象とする。フロー  $i$  は、 $P_i$  の確率で送信権が与えられるものとする。これにより、一定時間内に通信を完了するのに必要な帯域使用率の大きいフローは送信権を得る確率が

大きくなり、フロー間の通信所要時間に関する公平性を向上させることができると考えられる。

#### (b)方式 B-1

方式 B-1 では、 $R_i$  が最小となるフローを優先的に送信する。必要な帯域使用率に余裕のあるフローから順に送信していくことで、一定時間以内に通信を完了するフローを確実に増加させることが狙いである。

#### (c)方式 A-2

方式 A-1 は、キュー制御を行わない場合とは異なり、アクセスポイントのキューに到着したパケットが到着順に送信されない。そのため、同一のパケットがキュー内に留まり、サーバへの確認応答パケットの送信が遅れることにより TCP の再送タイムアウトが発生する確率が増大する。TCP の再送が発生した場合、同一のデータパケットが複数回送信されるため、通信に要する時間が増大する。このことを防ぐため、フロー  $i$  においてアクセスポイントから端末側へ最後にデータフレームが送信された時刻  $T_{sent_i}$  からの経過時間が閾値  $\alpha$  を超えた場合、すなわち  $T_{curr} - T_{sent_i} > \alpha$  であるとき、各フローの帯域使用率に関わらずフロー  $i$  を優先フローとする再送抑制制御を検討した。これを方式 A-1 に適用したものを方式 A-2 と定義する。

#### (d)方式 B-2

方式 B-1 においても、方式 A-1 と同様に同一のパケットがキュー内に留まることで TCP の再送タイムアウトが発生する確率が増大する。そこで、(c)と同様の再送抑制制御を方式 B-1 に適用したものを方式 B-2 と定義する。

優先フロー  $k$  を決定した後、それを送信するために、キュー内のパケットを探索し優先フローのパケット 1 つをキューの先頭へ移動する処理を行う。このとき、同一フローのパケットの順序が入れ替わることのないよう、キュー内の優先フローパケットに対しキューの先頭に最も近いものを移動させる。そのために探索はキューの先頭パケットから順に行い、優先フローのパケットが見つかった時点でそれを先頭へ移動させ、探索を終える。さらに、先頭へ移動させたパケットのペイロード分を、送信済みデータ量  $D_{sum_k}$  に加算し、 $T_{sent_k}$  をそのときの時刻  $T_{curr}$  に置き換える。

図 3.5 に、キュー内のパケット移動方法の例を示す。フロー番号 1, 2 および 3 のパケットがキュー内に挿入されているとき、優先フローの番号が 1 であれば、同図のように先頭から 4 番目に位置するパケットが優先パケットとなる。このパケットより先頭側に位置する 3 つのパケットを 1 つずつ後方へ移動させた後、優先パケットを先頭へ移動させる。

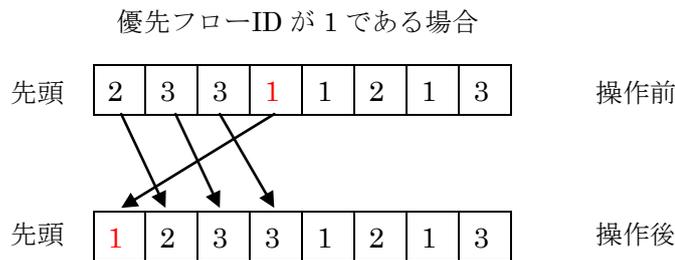


図 3.5 提案方式におけるキュー操作の例

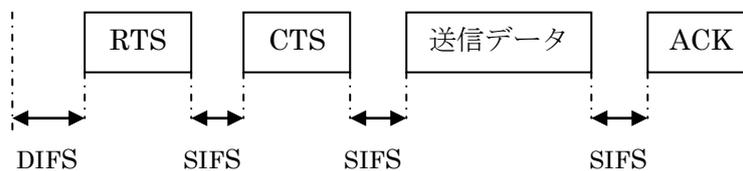


図 3.6 RTS / CTS を用いたフレーム送信の流れ

キューの末尾の packets まで探索を行っても優先フローが見つからなかった場合、キュー内に存在しないフローの番号を記録するために用意したテーブル  $ID_{not\_found}$  に優先フローの ID を記録する。その後、記録されていない番号のフローを対象として再び優先フローの選択とキュー内の探索を行う。 $ID_{not\_found}$  については、探索とパケット移動を終えた後、次の探索時のために記録済みのフロー番号を破棄する。

探索の結果、制御対象となっているフローの packets がキュー内に存在しなかった場合は、キュー内の packets 移動を行わず通常と同様の送信を行う。

### 3.2.2. データ送信時間の理論値導出法

帯域使用率を算出するにあたって、まず、フロー  $i$  が送信すべき残りのデータ量について送信に要する時間の理論値  $T_{theo_i}$  を算出する。データ全体の送信時間は、1 フレームの送信に要する時間およびパケット数から算出することができる。1 フレームの送信に要する時間を算出する際、データフレームだけでなく、RTS (Request to Send) 等の制御フレームが無線の帯域を占有する時間についても考慮する必要がある。また、フレーム間の待機時間も考慮する。以下、制御フレームとフレーム間の待機時間について説明する。

無線 LAN において RTS / CTS (Request to Send / Clear to Send) を用いる場合、1 つのフレームを送信する際の流れは図 3.6 の通りである。まず、他の送信者とのデータ衝突を回

避するため DIFS (DCF Inter-Frame Space) と呼ばれる時間だけキャリアセンスを行い、自らが使用する周波数帯の電波が流れていないか確認する。他の送信者の電波が検出されなければ、送信可能であると判断し、RTS を送信する。通信相手側は、RTS を受信した際、SIFS (Short Inter-Frame Space) と呼ばれる時間だけ待機した後に送信者へ向けて CTS を送信する。送信者は CTS を受信した際、SIFS 時間だけ待機した後にデータフレームを送信する。データフレームが通信相手側に到達すると、ここでも SIFS 時間だけ経過した後に、到達確認のため ACK フレームが送信者へ返される。1 フレームの送信時間を算出する際には、これら各フレームの送信時間およびフレーム間の待機時間を考慮する必要がある。実際には、DIFS 時間の後、データの衝突を回避するためバックオフと呼ばれる仕組みにより送信者毎に異なるランダムな待機時間が設定される。これにより、複数の送信者が同時にフレームを送信することによる衝突の確率を減少させている。ここでは理想状態における送信時間を算出するため、バックオフによる待機時間は 0 であるものとする。

以上を考慮し、データフレームおよび各種制御フレームの送信時間を算出する。

表 3.2 1 フローの所要時間に関するパラメータ定義

送信データ合計	$T_{TOTAL\_DATA}$
送信データに対する確認応答の合計	$T_{TOTAL\_ACK}$
MTU サイズのデータパケット	$T_{MTU}$
TCP の確認応答パケット	$T_{ACK}$
端数パケット	$T_{FRAC}$
RTS フレーム	$T_{RTS}$
CTS フレーム	$T_{CTS}$
ACK フレーム	$T_{M\_ACK}$
PLCP プレアンブル	$T_{PP}$
PLCP ヘッダ信号	$T_{PHSG}$
OFDM シンボル	$T_{OFDM}$
DIFS	$T_{DIFS}$
SIFS	$T_{SIFS}$

表 3.3 データサイズに関するパラメータ定義

PLCP ヘッダ信号	L <sub>PHSG</sub>
OFDM シンボル	L <sub>OFDM</sub>
LLC ヘッダ	L <sub>LLC</sub>
FCS	L <sub>FCS</sub>
テイルビット	L <sub>TAIL</sub>
MAC ヘッダ(データ)	L <sub>MH</sub>
MAC ヘッダ(RTS フレーム)	L <sub>MHR</sub>
MAC ヘッダ(CTS フレーム)	L <sub>MHC</sub>
MAC ヘッダ(ACK フレーム)	L <sub>MHA</sub>
MTU サイズの packets	L <sub>MTU</sub>
確認応答パケットの IP データ部	L <sub>ACK</sub>

表 3.4 シンボル数, パケット数に関するパラメータ定義

送信データの packets 数	N <sub>DATA</sub>
送信データに対する確認応答 packets 数	N <sub>ACK</sub>
OFDM シンボル数(MTU サイズの packets)	N <sub>OFDM_MTU</sub>
OFDM シンボル数(RTS フレーム)	N <sub>OFDM_RTS</sub>
OFDM シンボル数(CTS フレーム)	N <sub>OFDM_CTS</sub>
OFDM シンボル数(ACK フレーム)	N <sub>OFDM_M_ACK</sub>
OFDM シンボル数(端数 packets)	N <sub>OFDM_FRAC</sub>

データパケットの IP データグラムは基本的に MTU (Maximum Transmission Unit) であるが、データを一定サイズ毎に区切った際の端数 packets についても考慮する必要がある。まず、IP パケットサイズが MTU である packets の送信に要する時間を算出する。1 packets の送信に要する時間は、IEEE802.11g の場合、以下の項目の加算により算出する。

- PLCP (Physical Layer Convergence Protocol) プリアンブル長
- PLCP ヘッダ信号(シグナル部)
- 1OFDM(Orthogonal Frequency Division Multiplexing) シンボル長 × OFDM シンボル数

IEEE802.11g の場合、ここに無信号区間が加わる。1つのデータフレームについて OFDM シンボル数を求めるには、以下の項目のビット長を加算した後、変調方式に応じた 1OFDM シンボルのビット長で除算する。

- PLCP ヘッダ信号のサービス部
- MAC フレーム
- テイルビット

なお、制御フレームの場合、テイルビットは加算しない。MAC フレームの構成要素については、データフレームの場合、以下の通りである。

- MAC ヘッダ
- LLC (Logical Link Control) ヘッダ
- IP データ部
- FCS (Frame Check Sequence)

したがって、MTU サイズのパケットに対する OFDM シンボル数  $N_{\text{OFDM\_MTU}}$  は、表 3.3 のパラメータを用いて次式のように表わされる。

$$N_{\text{OFDM\_MTU}} = \left\lceil \frac{L_{\text{PHSR}} + L_{\text{MH}} + L_{\text{LLCH}} + L_{\text{MTU}} + L_{\text{FCS}} + L_{\text{TAIL}}}{L_{\text{OFDM}}} \right\rceil \quad (3.4)$$

これを用いて、MTU サイズのパケットの送信時間  $T_{\text{MTU}}$  は表 3.2 のパラメータを用いて次式の通り算出される。

$$T_{\text{MTU}} = T_{\text{PP}} + T_{\text{PHSG}} + T_{\text{OFDM}} \cdot N_{\text{OFDM\_MTU}} \quad (3.5)$$

次に、端数パケットの送信に要する時間を求める。端数パケットの IP データグラム長を  $L_{\text{FRAC}}$  と定義すると、OFDM シンボル数は次式で表される。

$$N_{\text{OFDM\_FRAC}} = \left\lceil \frac{L_{\text{PHSR}} + L_{\text{MH}} + L_{\text{LLCH}} + L_{\text{FRAC}} + L_{\text{FCS}} + L_{\text{TAIL}}}{L_{\text{OFDM}}} \right\rceil \quad (3.6)$$

これを用いて、端数パケットの送信時間は次式の通り算出される。

$$T_{\text{FRAC}} = T_{\text{PP}} + T_{\text{PHSG}} + T_{\text{OFDM}} \cdot N_{\text{OFDM\_FRAC}} \quad (3.7)$$

次に、各制御フレームについて、1 フレームあたりの送信時間を求める。制御フレームの場合、フレームの構成要素は MAC ヘッダおよび FCS である。したがって、RTS1 フレームに対する OFDM シンボル数は次式のように表される。

$$\text{NUM}_{\text{OFDM\_RTS}} = \left\lceil \frac{L_{\text{PHSR}} + L_{\text{MHR}} + L_{\text{FCS}}}{L_{\text{OFDM}}} \right\rceil \quad (3.8)$$

これを用いて、送信時間は次式のようになる。

$$T_{RTS} = T_{PP} + T_{PHSG} + T_{OFDM} \cdot N_{OFDM\_RTS} \quad (3.9)$$

次に，CTS1 フレームに対する OFDM シンボル数は次式のように表される．

$$N_{OFDM\_CTS} = \left\lceil \frac{L_{PHSR} + L_{MHC} + L_{FCS}}{L_{OFDM}} \right\rceil \quad (3.10)$$

これを用いて，送信時間は次式のようになる．

$$T_{CTS} = T_{PP} + T_{PHSG} + T_{OFDM} \cdot N_{OFDM\_CTS} \quad (3.11)$$

ACK フレームについても同様にして，1 フレームに対する OFDM シンボル数は次式で表される．

$$N_{OFDM\_M\_ACK} = \left\lceil \frac{L_{PHSR} + L_{MHA} + L_{FCS}}{L_{OFDM}} \right\rceil \quad (3.12)$$

これより，送信時間は次式のように表される．

$$T_{M\_ACK} = T_{PP} + T_{PHSG} + T_{OFDM} \cdot N_{OFDM\_M\_ACK} \quad (3.13)$$

次に，送信データの packets 数は，表 3.1 のパラメータのうち WEB ページサイズと送信済みデータ量，および MSS (Maximum Segment Size) を用いて次式のように表される．

$$N_{DATA} = \left\lceil \frac{D_{web_i} - D_{sum_i}}{L_{MSS}} \right\rceil \quad (3.14)$$

これと，各種フレームの送信時間および DIFS, SIFS を考慮して，1 フローの合計送信時間を算出する．送信データの packets 数  $N_{DATA}$  のうち 1 つが端数 packets であることから，データの送信時間は次式のように表わされる．

$$T_{TOTAL\_DATA} = (T_{RTS} + T_{CTS} + T_{MTU} + T_{M\_ACK} + T_{DIFS} + T_{SIFS} \cdot 3) \cdot (N_{DATA} - 1) + (T_{RTS} + T_{CTS} + T_{FRAC} + T_{M\_ACK} + T_{DIFS} + T_{SIFS} \cdot 3) \quad (3.15)$$

また，TCP の確認応答 packets が無線帯域を占有する時間についても考慮する必要がある．確認応答 packets 1 つあたりの OFDM シンボル数は，次式の通りである．

$$N_{OFDM\_ACK} = \left\lceil \frac{L_{PHSR} + L_{MH} + L_{LLCH} + L_{ACK} + L_{FCS} + L_{TAIL}}{L_{OFDM}} \right\rceil \quad (3.16)$$

これを用いて，確認応答 packets 1 つの送信時間は次式のように表される．

$$T_{ACK} = T_{PP} + T_{PHSG} + T_{OFDM} \cdot N_{OFDM\_ACK} \quad (3.17)$$

次に，サーバ側におけるウィンドウサイズの分のデータに対して少なくとも 1 つの確認応答 packets が送信されることを考慮し，確認応答 packets の数  $N_{ACK}$  を算出する．これを

用いて，確認応答パケットの合計送信時間は次式の通り算出される．

$$T_{\text{TOTAL\_ACK}} = (T_{\text{RTS}} + T_{\text{CTS}} + T_{\text{ACK}} + T_{\text{M\_ACK}} + T_{\text{DIFS}} + T_{\text{SIFS}} \cdot 3) \cdot (N_{\text{ACK}}) \quad (3.18)$$

以上より，(3.15)式と(3.18)式を用いて， $T_{\text{theo}_i}$  は次式のように算出される．

$$T_{\text{theo}_i} = T_{\text{TOTAL\_DATA}} + T_{\text{TOTAL\_ACK}} \quad (3.19)$$

## 第4章

### シミュレーション実験

## 4.1. WEB ページサイズ固定，同時通信の場合

各フローの WEB ページサイズが同一の値であり，すべてのフローが同時に通信を開始する環境における実験を行った．なお，本実験を実験 1 と定義する．

### 4.1.1. シミュレーション条件

ネットワークシミュレータの QualNet[20]を使用し，提案方式の評価を行った．シミュレーション諸元は表 4.1 の通りである．WEB ページサイズについては，HTTP archive[21]において，2011 年 6 月 15 日の平均 WEB ページサイズとされている値を用いた．なお，HTTP archive は，実際の WEB ページにおけるコンテンツ分析データを公開しているサービスである．また，同一のアクセスポイントに接続するすべての端末が，同時に通信を開始し，1 回のダウンロードを行うという条件を設定した．端末配置については，アクセスポイントからの距離による影響を小さくするため，アクセスポイントから 5m の距離に位置する端末を中心とし，各端末間の距離が 50cm となるよう設定した．また，方式 A-2，および B-2 における閾値  $\alpha$  の値は 0.5 秒と設定した．これは，TCP の再送タイムアウト値が概ね 1 秒以上となっており，アクセスポイントのキュー内における同一パケットの停留時間をそれより小さく抑えるためである．また，文献[22]において，WEB 閲覧の際のレスポンスタイムが 4 秒を上回るとユーザのタスク処理効率が著しく低下するという報告がなされていることから，提案方式において許容する通信遅延である  $T_{qoe}$  は 4 秒と設定した．

### 4.1.2. レスポンスタイムが一定時間内であるフロー数の割合

図 4.1 は，各方式において，レスポンスタイムが 4 秒以内となったフローの割合について 100 回の試行の平均をとったものである．ここでは各端末数における理論限界値についても併せて示した．理論限界値の導出にあたっては，まず 3.2.2 項で述べた導出過程を用いて，HTTP リクエストの無線占有時間も考慮して 1 フローの理論的な送信時間を算出した．

表 4.1 シミュレーション諸元

シミュレータ	QualNet5.1
無線規格	IEEE802.11g
WEB ページサイズ	784 [kbyte]
各ユーザのダウンロード回数	1 回
各端末数における試行回数	100 回
RTS / CTS	ON
RWIN	64240 [byte]
MSS	1460 [byte]

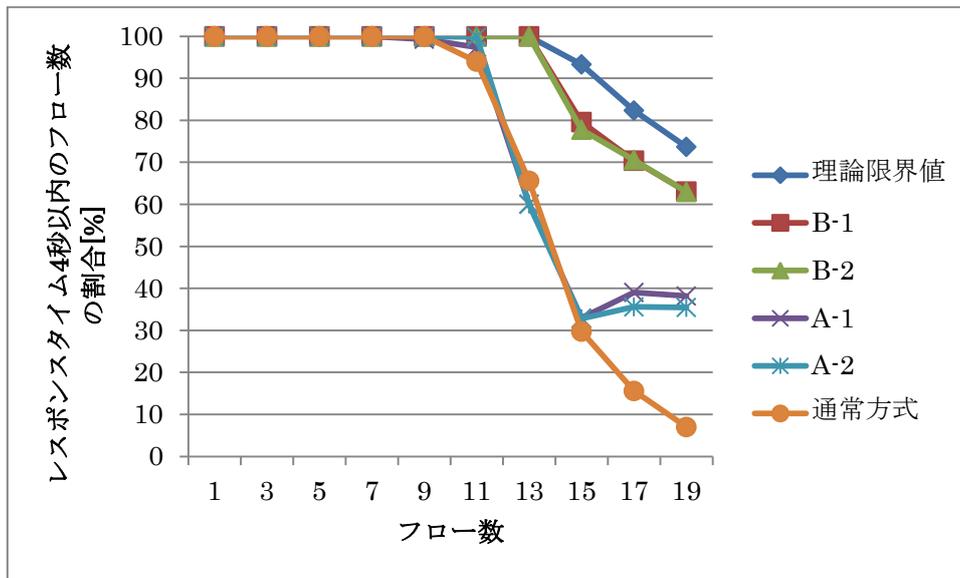


図 4.1 閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 1)

それを基に、1フローずつ順に送信した場合に4秒以内で通信を完了するフローの数を算出し、それを今回のシミュレーション条件における各フロー数で除算することで理論値を導出した。

図 4.1 より、優先制御を行わない通常方式の場合、フロー数の増加に伴ってレスポンスタイム4秒以内のフロー数の割合は減少し、フロー数15においては約30%となっている。このとき、方式B-1やB-2を適用することで割合を約80%に増加させることができている。一方、フロー数13の場合においては、方式A-1やA-2の適用による改善効果は見られない。また、キュー制御によってTCPの再送が発生することを防ぐ制御を導入した方式A-2およびB-2による効果は確認できなかった。

#### 4.1.3. 各方式によるレスポンスタイムの分布

通常方式、方式A-1、および方式B-1のそれぞれについて、レスポンスタイムの分布がどのようなになっているか調べた。図 4.2～図 4.4 は、フロー数13の場合について、通常方式、方式A-1、および方式B-1のそれぞれにおける100回の各試行のレスポンスタイム分布を示したものである。

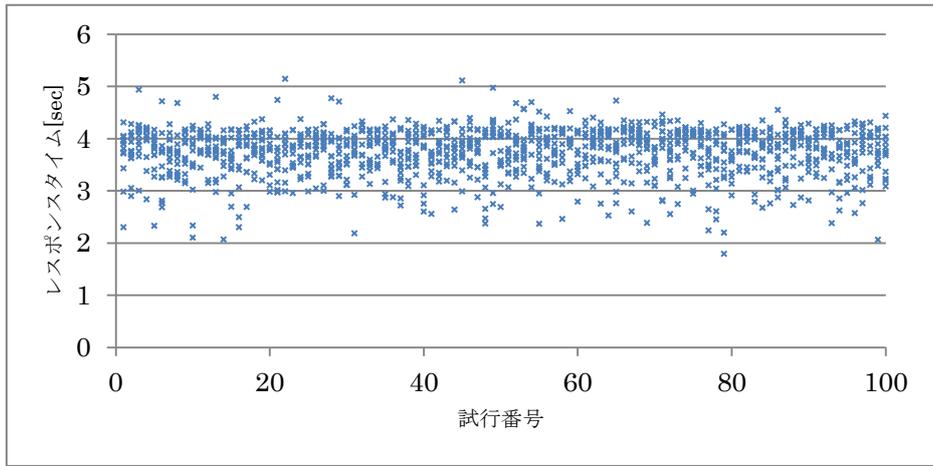


図 4.2 フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 通常方式)

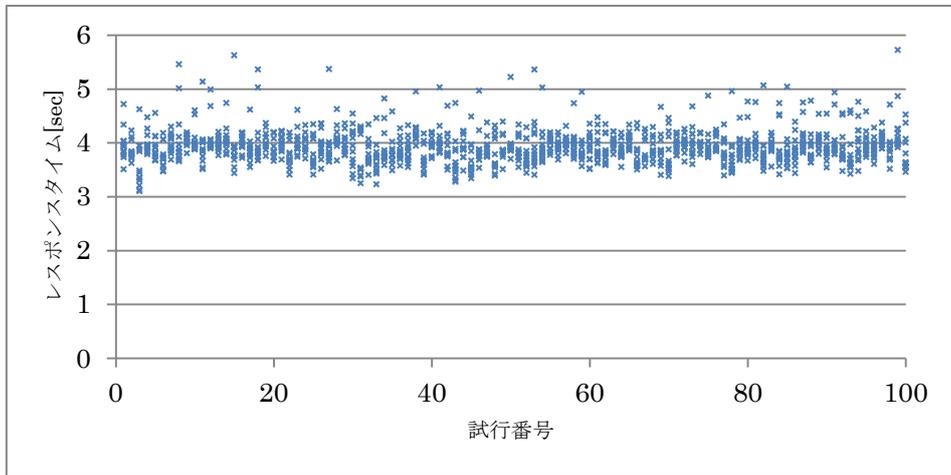


図 4.3 フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 方式 A)

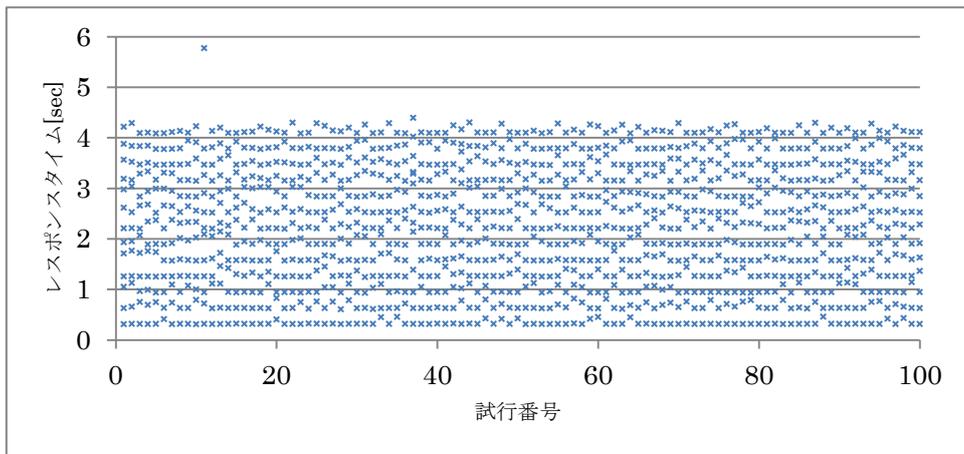


図 4.4 フロー数 13 の場合のレスポンスタイム分布(実験 1, 方式 B)

各方式による結果の特徴を見ていく。方式 B の場合、通常方式、方式 A と比較してレスポンスタイムの分散が大きくなっている。これは、方式 B が、帯域使用率の小さいフローから 1 本ずつ順に送信するようなアルゴリズムとなっているためである。方式 A では、通常方式、方式 B と比較してレスポンスタイムの分散が小さくなっており、フロー間の通信所要時間公平性の面では優位であると言える。方式 A を適用した場合において、通信開始直後に各フローが検出された際すべてのフローが制御対象となり、各フローの帯域使用率はほぼ等しい値となる。そのため、各フローに同等の送信機会が与えられ、通信完了時刻のばらつきが小さくなっている。なお、こうした傾向は他のフロー数の場合についても同様に観測された。

#### 4.1.4. 方式 A の挙動について

図 4.1 より、方式 A の場合、フロー数が 11 から 13 に増加したときレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合が急激に減少している。その要因について確認するため、フロー数 9, 11, および 13 の場合について方式 A を適用したときのレスポンスタイムの分布を調べた。その結果を図 4.5～図 4.7 に示す。同図より、フロー数が 9, 11, 13 と増加するにしたがって、レスポンスタイムが集中する領域が約 0.5 秒ずつ上昇している。フロー数 9 および 11 の場合、この領域が 4 秒を下回っているため、図 4.1 においては割合がほぼ 100% という結果となっている。しかし、フロー数 13 の場合、レスポンスタイムが 3.5 秒～4.2 秒ほどの領域に集中しており、すべての試行において 4 秒を上回るフローが複数存在している。このように、レスポンスタイムが集中する領域が上昇し、13 フローにおいて 4 秒の前後に重なったため、4 秒以内のフロー数が急激に減少する結果となっている。

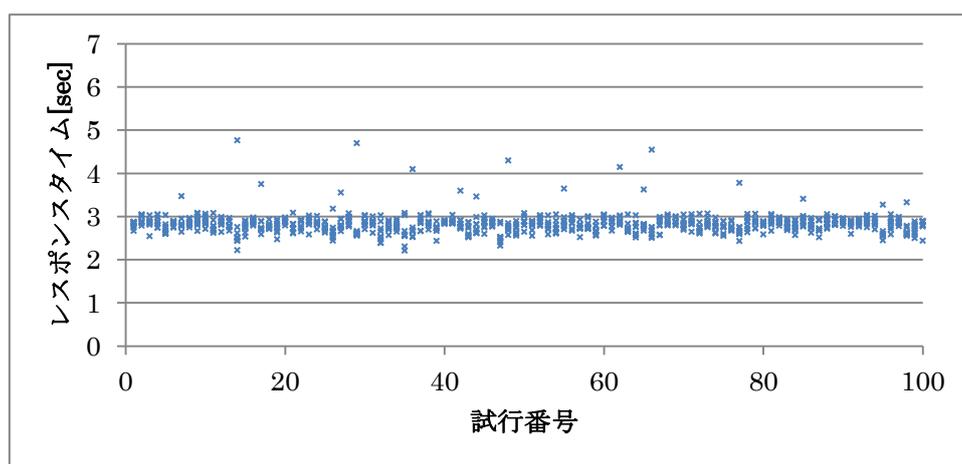


図 4.5 方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 9)

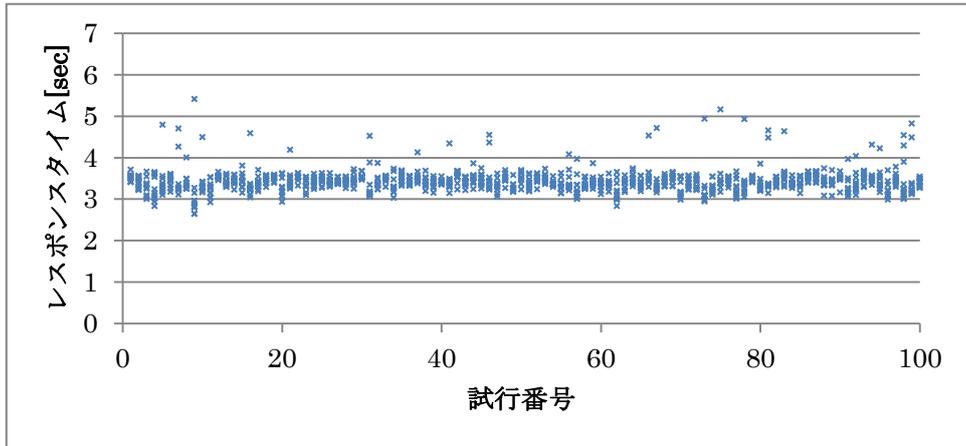


図 4.6 方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 11)

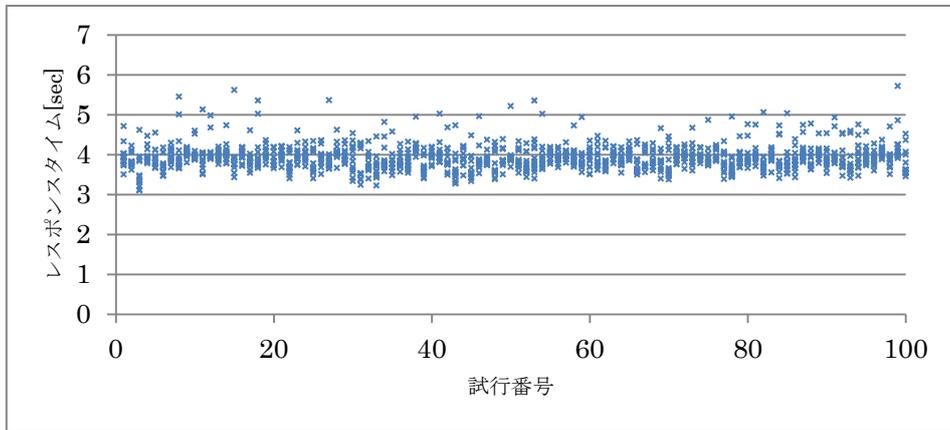


図 4.7 方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 13)

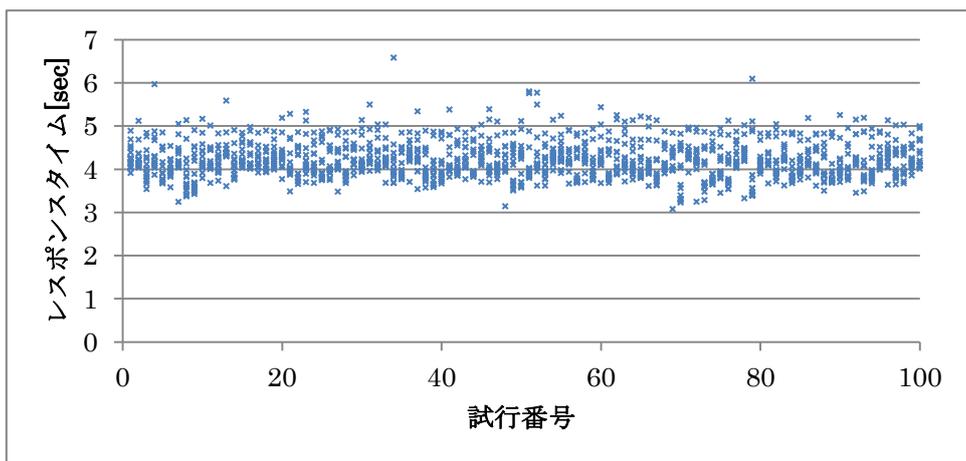


図 4.8 方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 15)

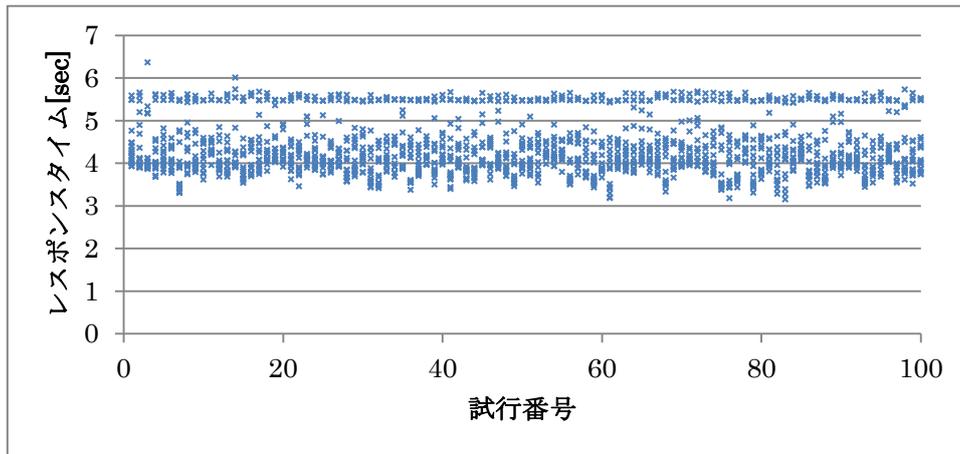


図 4.9 方式 A におけるレスポンスタイム分布(実験 1, フロー数 17)

また, 方式 A において, フロー数 15 から 17 に増加したとき, レスポンスタイムが 4 秒以内のフロー数の割合が増加している. 図 4.8~図 4.9 はこのときの各試行におけるレスポンスタイムの分布を示している. また, 図 4.10~図 4.11 は, フロー数 15 および 17 について, レスポンスタイムが 4 秒以内となったフロー数の割合の分布をヒストグラムとして表したものである.

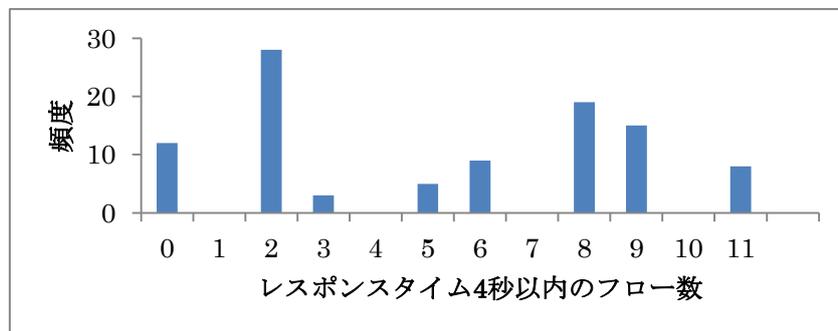


図 4.10 レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 1, 方式 A, フロー数 15)

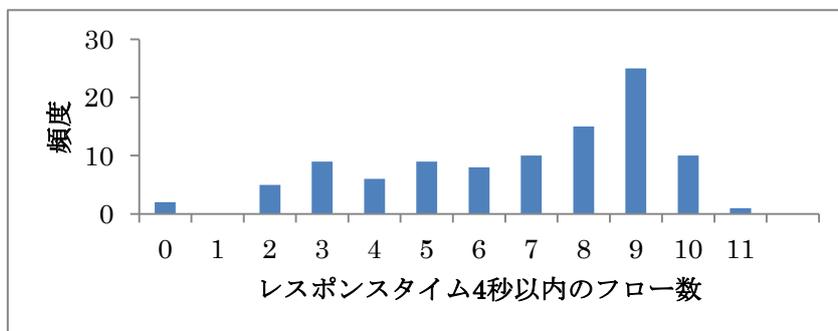


図 4.11 レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 1, 方式 A, フロー数 17)

図 4.10 および図 4.11 より、フロー数 15 の場合はフロー数 17 の場合と比較して分布の偏りが大きく、レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数が 2 以下である場合が多いという特徴がある。これは、図 4.8 を見ると分かるように、15 フローのうちほとんどのレスポンスタイムが僅かに 4 秒を超えてしまう状況が多く発生しているためである。このように、4 秒以内のフロー数が 0 に近くなる場合が多いため、フロー数 17 の場合と比較してレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合に関して平均値が小さくなっている。

図 4.12 は、フロー数 15 において 4 秒以内のフロー数が 2 であった場合を対象とし、アクセスポイントのキュー内に存在する制御対象フロー数 ( $n$  と定義する) の時間推移を表している。一方、図 4.13 は、フロー数 17 について 100 回の試行における中央値と等しい結果となった試行を対象とし、 $n$  の時間推移を表したものである。フロー数 15 の場合、図 4.12 より  $n$  が最も大きいのは  $n = 14$  の場合で、その期間は合計で 1.6 秒ほどである。フロー数 17 については、図 4.13 より  $n$  が最も大きいのは図 4.12 と同様  $n = 14$  であるが、その期間は合計 0.3 秒ほどとなっている。すなわち、フロー数 15 の場合、キュー内に制御対象フローが多く存在する期間がフロー数 17 より長い。これは、フロー数が増加するとキュー内により多くのフローの packets が格納され、バッファあふれが発生しやすくなるためと考えられる。以上より、フロー数 15 の場合、より多くのフローを並行的に送信した結果そのうちのほとんどのフローについてレスポンスタイムが 4 秒を超えてしまう状況が発生しやすくなる。これにより、レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数が 0 に近い結果が多数生じたものと考えられる。

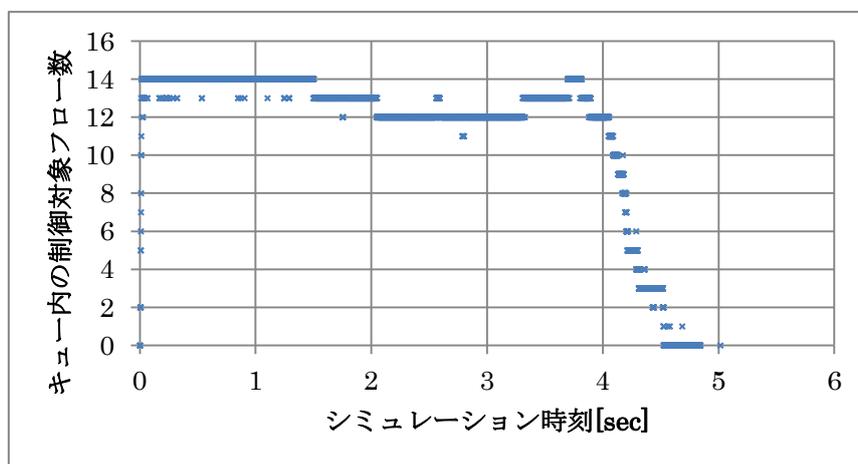


図 4.12 キュー内の制御対象フロー数(実験 1, 方式 A, フロー数 15)

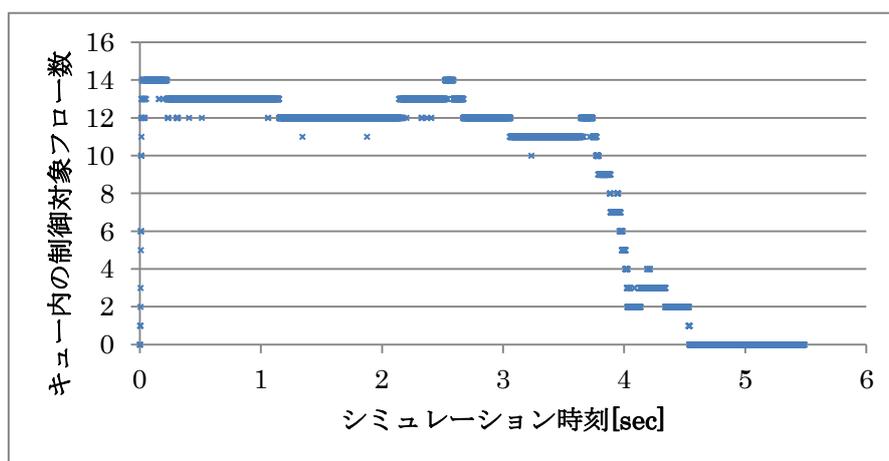


図 4.13 キュー内の制御対象フロー数(実験 1, 方式 A, フロー数 17)

#### 4.1.5. TCP の再送抑制制御の効果について

図 4.1 において A-1 と A-2 を比較すると、その特性にはほとんど差が見られない。同様に、B-1 と B-2 についてもほとんど差が見られない。すなわち、TCP の再送抑制制御による効果が現れていないことが分かる。このことから、キュー内に同一パケットが長時間留まることによる再送の回数が、再送抑制制御を行わない場合においても少ないと考えられる。すなわち、再送の多くはキュー内におけるパケット停留以外の要因によって発生していると言える。その要因としては、主に次の 2 点が挙げられる。1 つは、アクセスポイントにおけるキューのバッファが有限長であることから、アクセスポイントに到達したパケットがバッファあふれによって破棄されることである。もう 1 つは、無線区間において送信されたデータフレームが、他の送信者のデータフレームと衝突を起こすことによるものである。このうち、後者のフレーム衝突については今回の実験で観測されなかった。そこで、再送抑制制御を行わない場合において、TCP の再送に対してキューのバッファあふれの影響がどの程度であるか確認するため、再送とバッファあふれの回数を調べた。図 4.14 は、方式 A について、フロー数 15 の場合における各試行の再送回数、バッファあふれ数、および再送数からバッファあふれ数を減算した数をそれぞれ示している。ただし、制御対象となったフローのみに着目し、各試行における 1 フローあたりの平均値となっている。

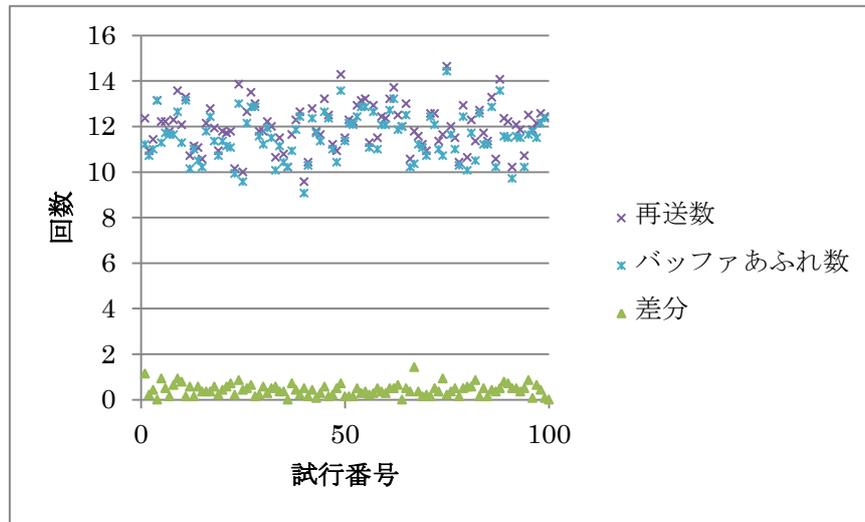


図 4.14 制御対象フローの再送数とバッファあふれ数(実験 1, 方式 A, フロー数 15)

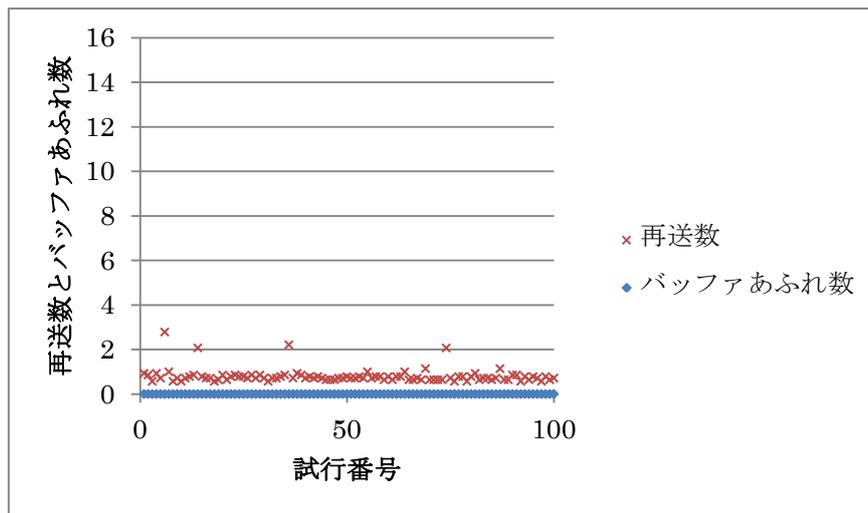


図 4.15 制御対象フローの再送数とバッファあふれ数(実験 1, 方式 B, フロー数 15)

図 4.14 より, 1 フローあたりの再送数はバッファあふれの回数に近い. バッファあふれによりパケット損失が発生するとき必ず再送が発生するため, TCP による再送の多くはアクセスポイントにおけるバッファあふれによるものであることが分かる. これは提案方式における再送抑制制御では防ぐことができないため, この制御による効果が現れなかったものと考えられる. 次に, 同じくフロー数 15 の場合で方式 B-1 についても調べた結果を図 4.15 に示す. すべての試行においてバッファあふれが観測されなかったため, 再送数からバッファあふれ数を減算した数は再送数と等しくなっている. 再送数合計は 1 フローにつき 1 回以下であることが多く, 再送抑制制御による効果が現れなかったのはこのためだと考えられる. 再送数からバッファあふれ数を減算した数, すなわちバッファあふれ以外の

要因による再送の回数は、方式 B の方が多い。方式 B では、同一のフローに対するパケットが長期間連続で送信されるため、その間送信されないフローの同一パケットが長期間キュー内に滞留する。そのためサーバ側でタイムアウトが発生しやすく、方式 A と比較して再送回数が増加したものと考えられる。

#### 4.1.6. 方式 A と方式 B の差について

図 4.14 および 4.15 より、方式 B は方式 A と比較してバッファあふれが発生しにくいことが分かる。方式 B では、同一のフローが連続で送信されることにより、その間他のフローのパケットに対する確認応答パケットをサーバが受信することができない。そのため、後続のデータパケットがサーバから送信されずキュー内のパケット数が増加しにくいため、バッファあふれの発生が抑制される。このことから、方式 B では再送の回数が少ないため方式 A の特性を上回ったものと考えられる。

## 4.2. WEB ページサイズを変化させた環境における評価

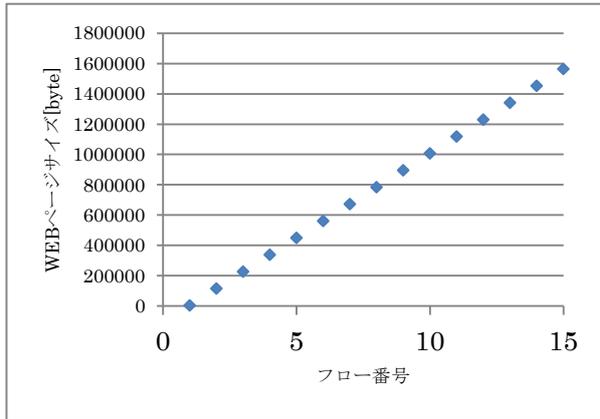
データ通信量である WEB ページサイズがフロー毎に異なる環境において、提案方式の有効性を検証するための実験を行った。なお、本実験を実験 2 と定義する。

### 4.2.1. シミュレーション条件

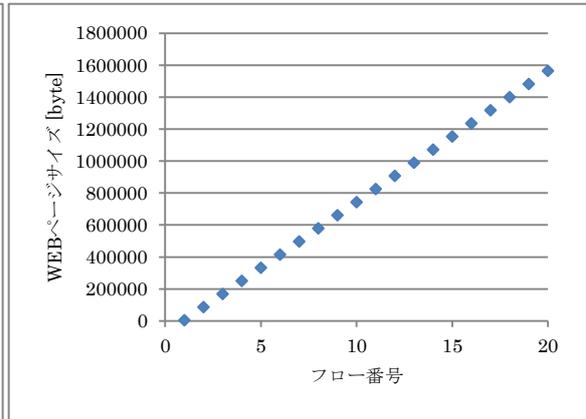
図 4.16 のように、フロー数 15, 20, 25, および 30 のそれぞれについて、フロー番号が増加するにつれて WEB ページサイズが線形的に増加するよう各フローに対しページサイズを設定した。その他のシミュレーション条件については表 4.1 と同様とした。また、4.1 節の実験 1 において方式 A-1 と A-2, および方式 B-1 と B-2 の差が見られなかったことから、ここでは方式 A-1, 方式 B-1, および優先制御を行わない通常方式について比較を行った。

### 4.2.2. レスポンスタイムが 4 秒以内であるフロー数の割合

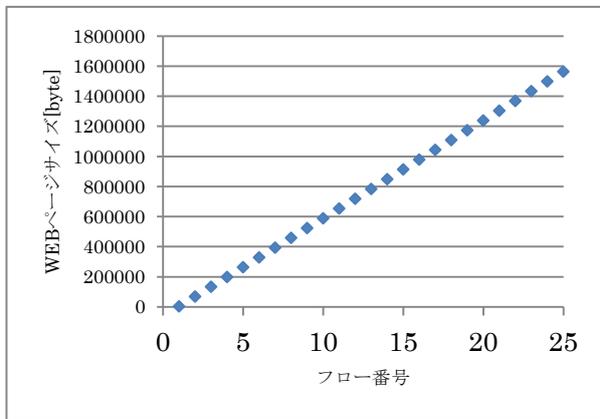
図 4.17 は、レスポンスタイムが 4 秒以内となったフロー数の割合について 100 回の試行の平均値を示したものである。



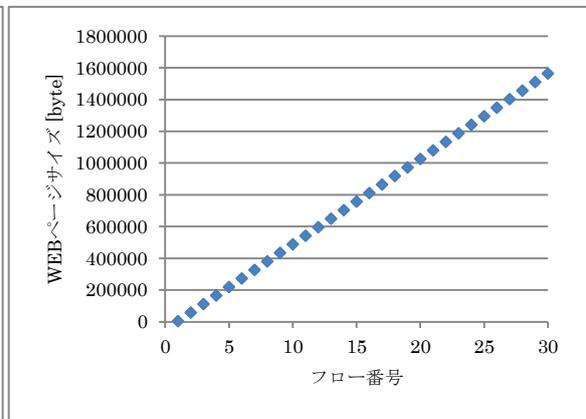
(a)フロー数 15



(b)フロー数 20



(c)フロー数 25



(d)フロー数 30

図 4.16 実験 2 における各フローの WEB ページサイズ設定

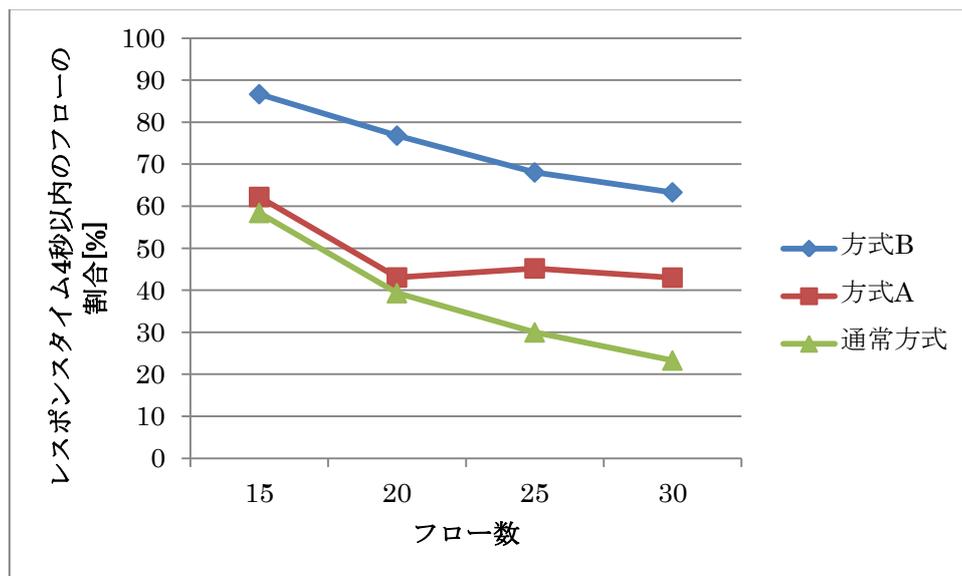


図 4.17 閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 2)

方式 B の適用によって、今回実験を行ったいずれのフロー数についても、優先制御を行わない場合と比較してレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合を増加させることができた。また、方式 A を適用した場合、フロー数が 20 から 25 に増加したとき、4 秒以内のフロー数の割合がわずかに増加する様子が観測された。

### 4.2.3. レスポンスタイムの分布

図 4.18, 図 4.19 および図 4.20 は、フロー数 15 の場合について、各試行における通常方式, 方式 A, および方式 B のレスポンスタイムの分布を示したものである。

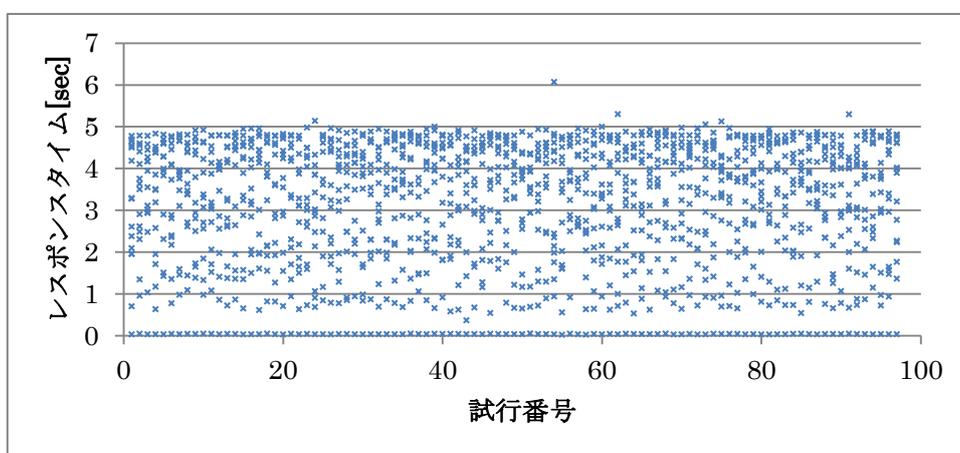


図 4.18 フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 通常方式)

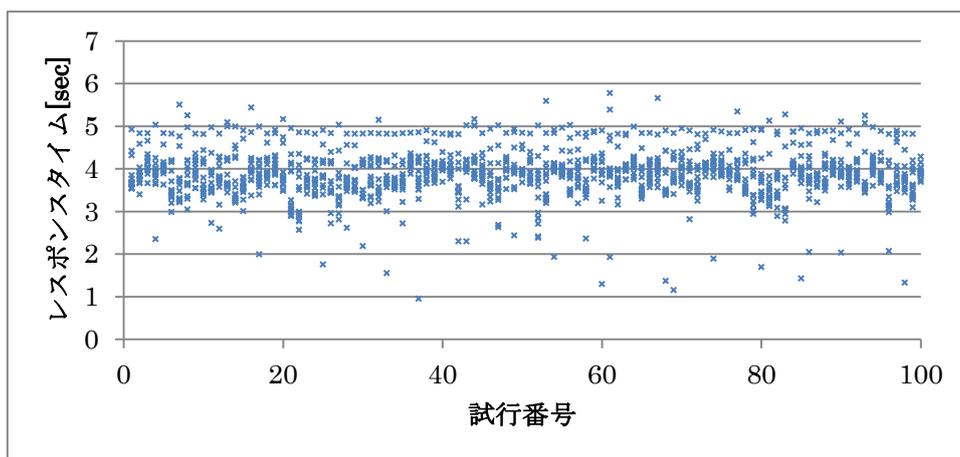


図 4.19 フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 方式 A)

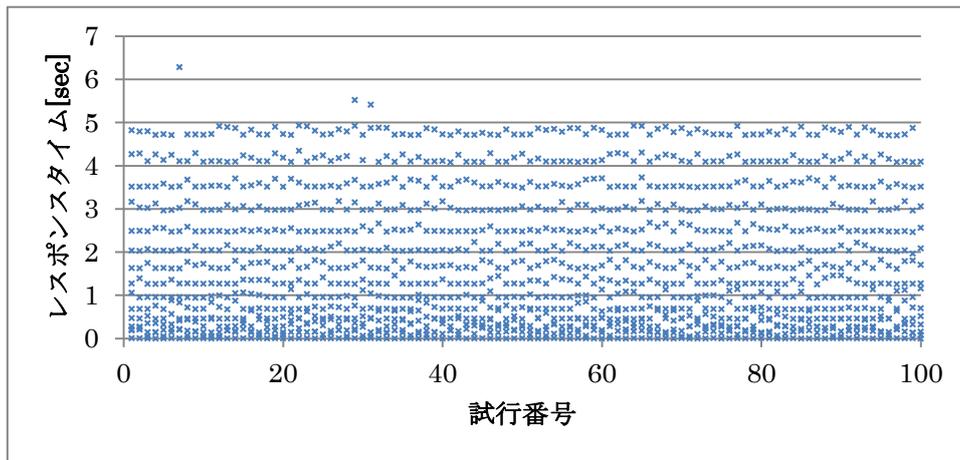


図 4.20 フロー数 15 の場合のレスポンスタイム分布(実験 2, 方式 B)

図 4.20 より, 方式 B を適用した場合のレスポンスタイム分布については, レスポンスタイムが小さい領域ほど偏りが大きくなっている. これは, サイズの異なるフローがほぼ同時に通信を開始した場合サイズの小さいものほど帯域使用率が小さくなり, 方式 B によってこうしたサイズの小さいフローが先に送信されたためである. 方式 A では, 実験 1 と同様, 通常方式や方式 B と比較してレスポンスタイムの分散が小さく公平性の面では優れている. なお, こうした分布の特徴は他のフロー数の場合についても同様に観測された.

#### 4.2.4. フロー数の変化による方式 A の挙動について

フロー数が増加する場合においてレスポンスタイムが 4 秒以内のフロー数の割合は減少すると予想されるが, 方式 A の場合, 図 4.17 においてフロー数が 20 から 25 に増加したとき, 割合がわずかに増加している. 図 4.21 および図 4.22 は, これらのフロー数におけるレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数に対し, 100 回に渡る試行結果の分布をヒストグラムとして表したものである. 同時通信かつ同サイズの実験における図 4.10 のように偏った分布ではないが, フロー数 20 の場合はフロー数 25 と比較してレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数が少ない結果となった試行が多い.

図 4.23 および図 4.24 は, フロー数が 20 および 25 の場合について, 100 回の試行における閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合に関する中央値と等しい試行を対象とし, キュー内に存在する制御対象フロー数の時間推移を表したものである. フロー数が 25 の場合は, 20 の場合と異なり 3 秒以内で通信を完了したフロー数が多いという特徴がある. フロー数 20 の場合, シミュレーション開始後 0.6 秒ほどはキュー内の制御対象フロー数が 16 あるいは 17 となっているのに対し, フロー数 25 の場合, シミュレーション開始後 0.2 秒ほどで 19 から 14 まで落ち込んでいる. これは, フローの数が多きほどキュー内にパケットが多く蓄積されるため, バッファあふれが発生しやすいためと考えられる. そのため,

キュー内に存在する各フローが送信権を得やすくなり、早期に通信を完了するフローが増加している。

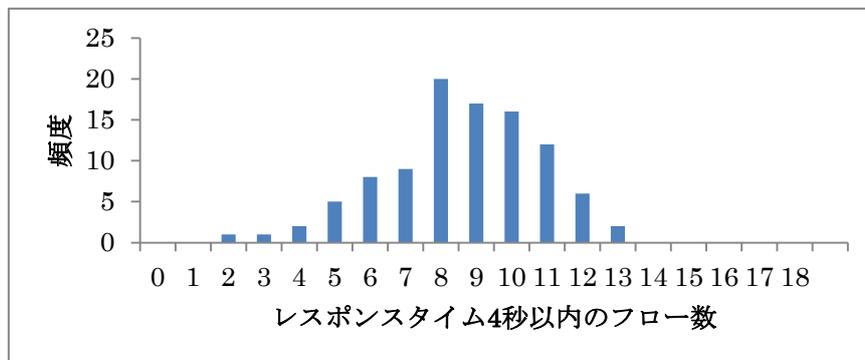


図 4.21 レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 2, 方式 A, フロー数 20)

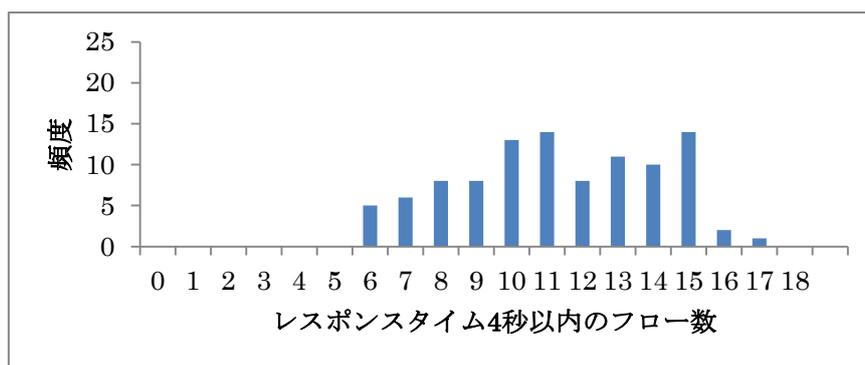


図 4.22 レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数分布(実験 2, 方式 A, フロー数 25)

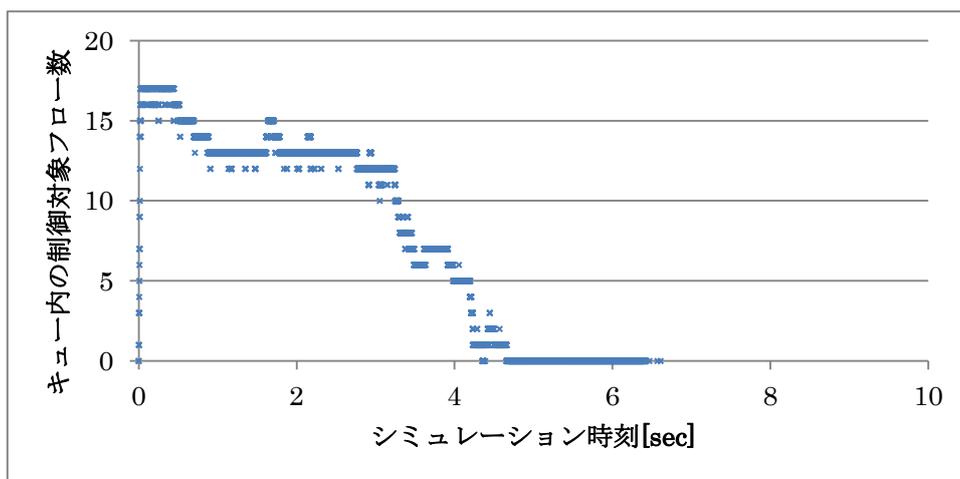


図 4.23 キュー内の制御対象フロー数(実験 2, 方式 A, フロー数 20)

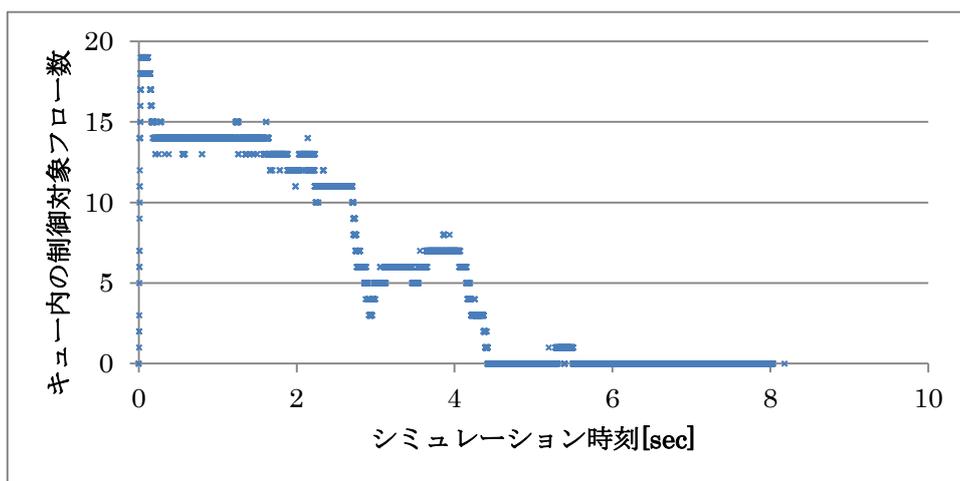


図 4.24 キュー内の制御対象フロー数(実験 2, 方式 A, フロー数 25)

### 4.3. 通信開始時刻が同時でない場合の評価

本節では、各フローの通信開始時刻によらず、提案方式によって改善効果が得られることを確認するための評価を行う。なお、本実験を実験 3 と定義する。

#### 4.3.1. シミュレーション条件

表 4.1 と同様の条件下で 1 フローのみが通信を行うシミュレーションを行ったところ、レスポンスタイムは 0.31 秒以上であった。そこで、通信開始時刻の間隔がこれより短くなるよう、各フローが 0.1 秒毎に通信を開始し、1 回のダウンロードを行うよう設定した。これにより、各フローの通信開始時刻が異なり、かつすべてのフローについて他のいずれかのフローの通信期間と重なるような設定となった。開始時刻以外の各種条件については、表 4.1 と同様に設定し、フロー数は 30, 40, および 50 と変化させた。また、実験 2 と同様、方式 A-1, 方式 B-1, および優先制御を行わない通常方式について比較を行った。

#### 4.3.2. レスポンスタイムが 4 秒以内であるフロー数の割合

図 4.25 は、フロー数 30, 40, および 50 のそれぞれについて、各試行においてレスポンスタイムが 4 秒以内となったフロー数の割合の平均値を示したものである。

いずれの方式においても、フロー数が増加するにしたがってレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合は減少した。また、いずれのフロー数の場合も、方式 B を適用した場合の割合が最も大きく、次いで方式 A, 通常方式の順となった。今回の実験条件において、方式 B を適用することにより、優先制御を行わない場合と比較してレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合を 3 倍以上に増加させることができた。

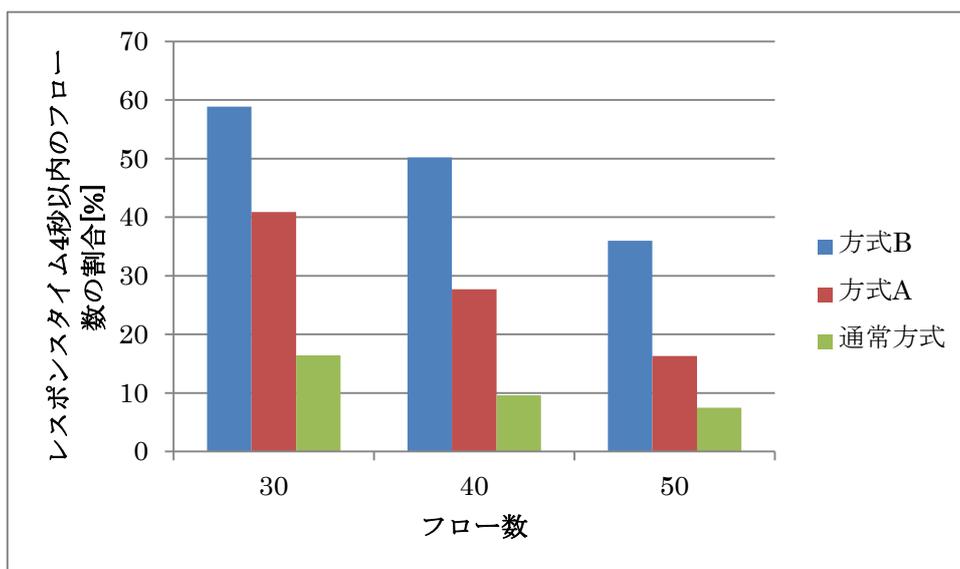


図 4.25 閾値内レスポンスタイムのフロー数の割合(実験 3)

#### 4.3.3. フロー間における通信期間の重なりを考慮した評価

図 4.26～図 4.34 は、レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数割合について、100 回の試行における中央値と等しい結果となった試行を対象として、各フローの通信期間を示したものである。このうち図 4.26～図 4.28 では、それぞれ通常方式においてフローの数が 30, 40, および 50 である場合を示した。同様に、図 4.29～図 4.31 はそれぞれ方式 A の場合であり、図 4.32～図 4.34 はそれぞれ方式 B の場合となっている。

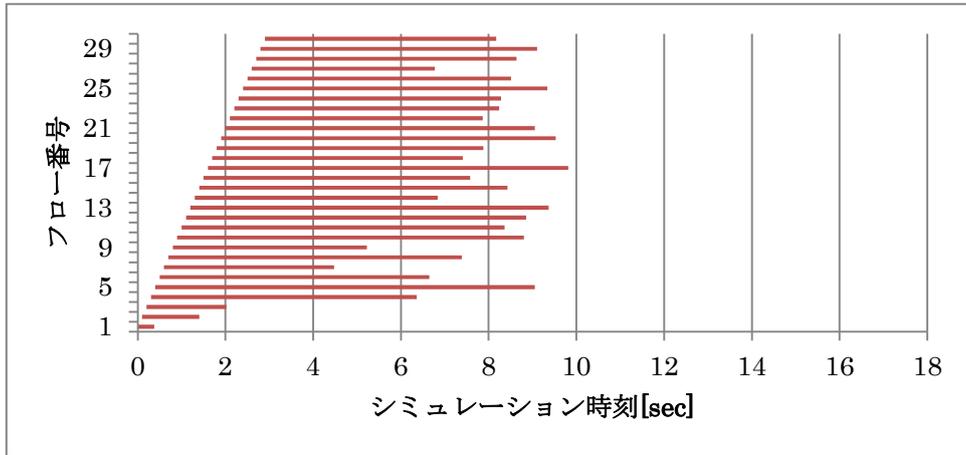


図 4.26 通常方式における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30)

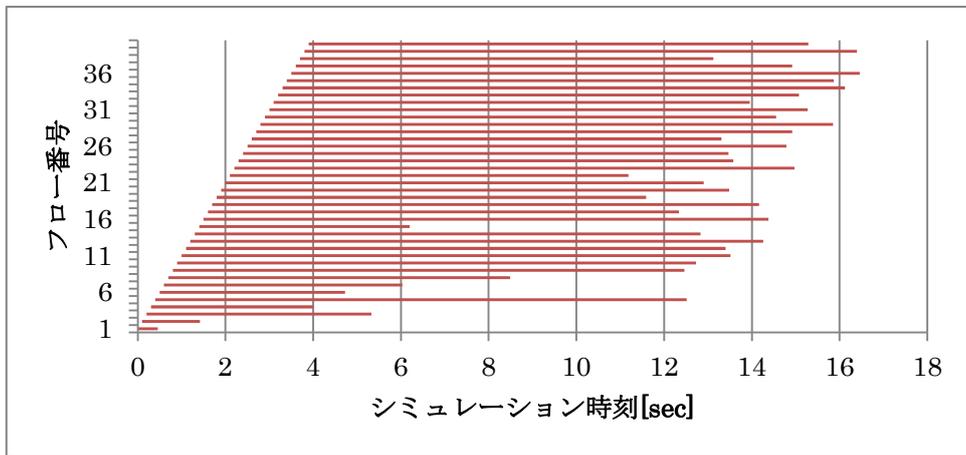


図 4.27 通常方式における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 40)

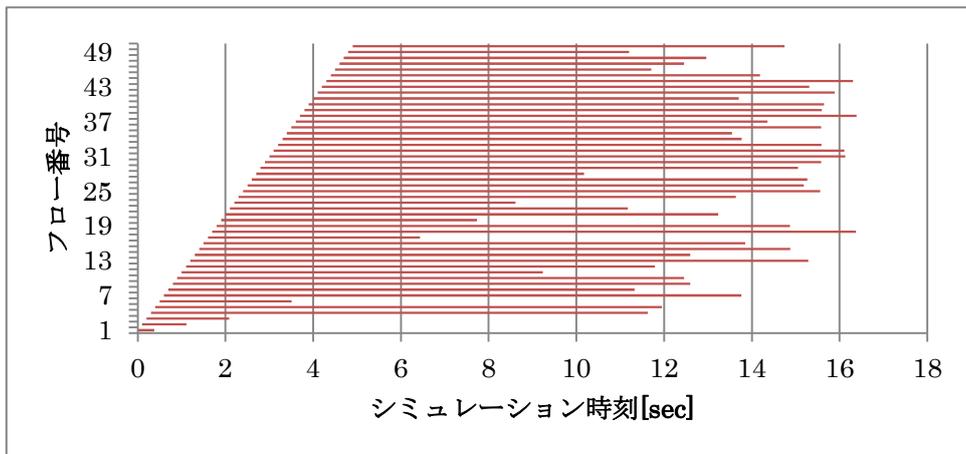


図 4.28 通常方式における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 50)

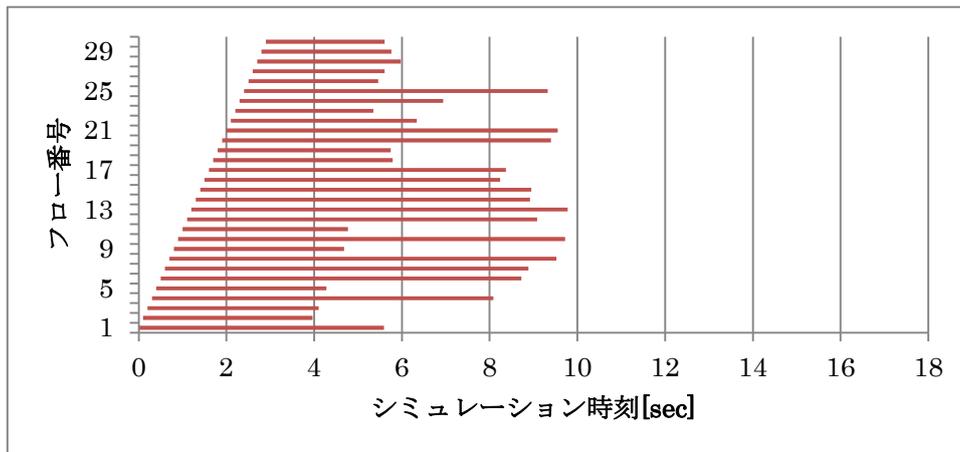


図 4.29 方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30)

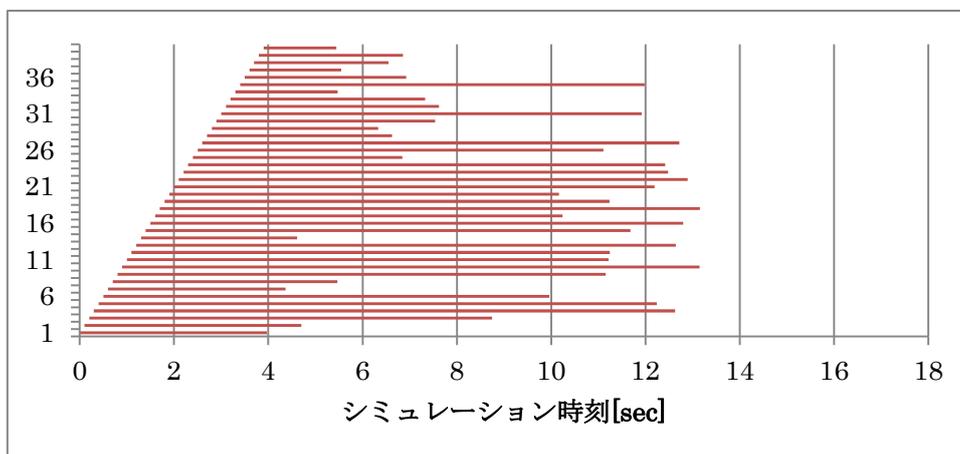


図 4.30 方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 40)

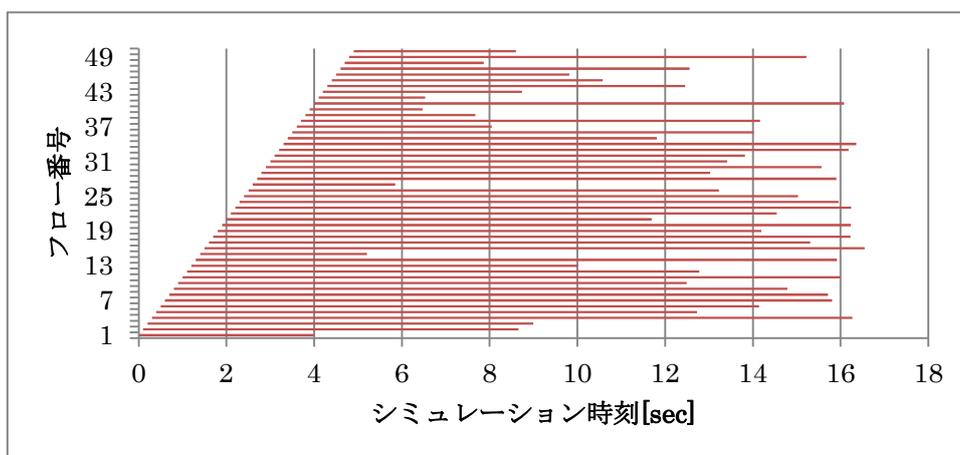


図 4.31 方式 A における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 50)

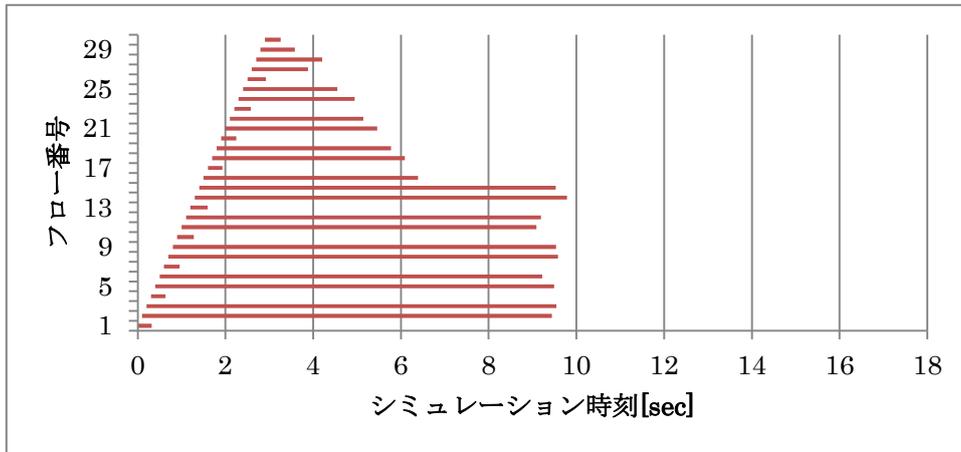


図 4.32 方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 30)

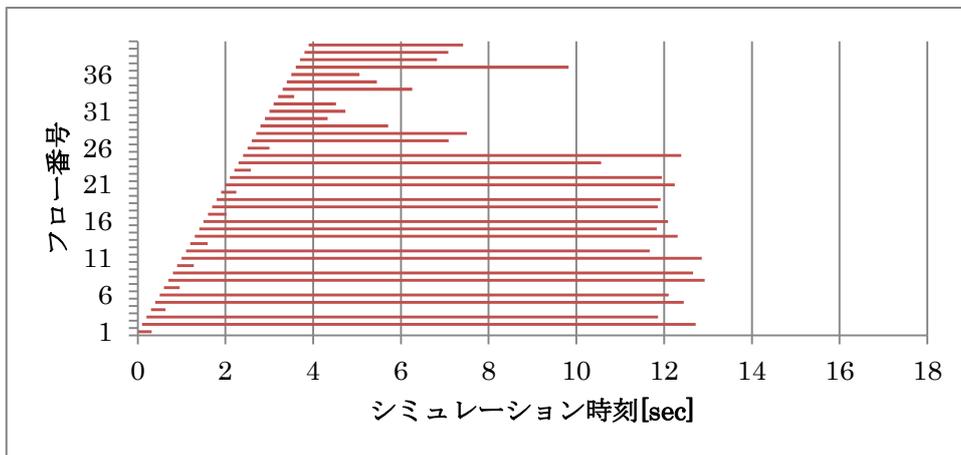


図 4.33 方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 40)

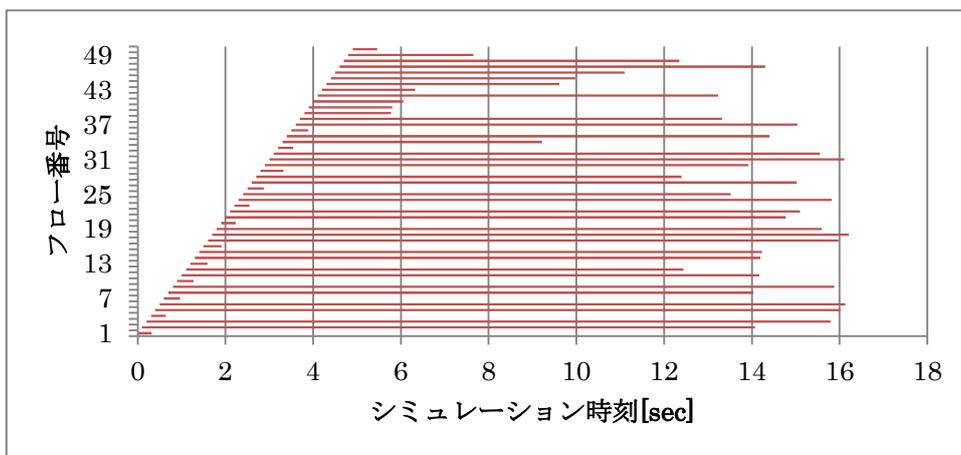


図 4.34 方式 B における各フローの通信期間(実験 3, フロー数 50)

図 4.26 より、通常方式においてフロー数が 30 である場合、1~3 番目に通信を開始したフローは 21 番目のフローが通信を開始するまでに通信を終えているが、4 番目以降のフローは、30 番目のフローの通信期間と重なっている。また、図 4.27 より通常方式においてフロー数が 40 である場合は、1~2 番目に通信を開始したフローは 15 番目のフローが通信を開始するまでに通信を終えているが、4 番目以降のフローは 40 番目のフローの通信期間と重なっている。このように、シミュレーション開始後初期の段階で通信を開始したフローがその後に開始するフローすべてに影響を与えている。このことは、図 4.29~図 4.34 より、方式 A と方式 B の場合についても言える。このため、各方式ともフロー数が 30, 40, および 50 と増加するにしたがって各フローの通信時間が増大し、レスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合が減少したものと考えられる。また、図 4.32~4.34 より、方式 B では 4 秒以内に通信を完了したフロー間での通信所要時間の差が大きく、フロー間の公平性の面では方式 A に劣っていると言える。

## 第5章

## 結論

## 5.1. 結論

複数のフローが帯域を共有するネットワークにおいて、各フローが使用可能な帯域の減少により通信遅延が増大する問題がある。特に同一のアクセスポイントに収容されるユーザ数が多い無線 LAN 環境においては、こうした問題を改善することが重要である。本研究では、混雑した無線 LAN 環境下で、WEB 閲覧におけるレスポンスタイムが一定時間内となるフロー数の増加を目的とする方式を検討した。提案方式では、アクセスポイントにおいて各フローのデータ通信量や通信経過時間を記録し、それらを用いて算出した帯域使用率に基づきフロー間の優先制御を行う。優先フローの決定法としては、帯域使用率に基づく確率で送信権を与える方式 A、および帯域使用率が最小となるフローに優先権を与える方式 B を検討した。

提案方式の有効性を検証するため、各ユーザが同一サイズのファイルを同時にダウンロードする環境、ファイルのサイズが異なる環境、および通信開始時刻が異なる環境において、QualNet を用いて評価を行った。その結果、方式 B はフロー間の通信所要時間公平性の面では方式 A に劣るものの、レスポンスタイムが一定時間内となるフロー数をより増加させることができることが明らかとなった。これは、方式 A と比較してアクセスポイントにおけるバッファあふれが発生しにくく、TCP による再送回数が少ないためであると考えられる。今回行ったいずれの実験においても、優先制御を行わないとレスポンスタイム 4 秒以内のフロー数の割合が 30%以下に減少する環境において、方式 B の適用により割合が 2 倍以上に増加する結果となり、提案方式による優先制御の効果を確認することができた。

## 5.2. 今後の課題

今後の課題としては、無線環境特有の問題への対応が挙げられる。今回の評価実験においてはフロー数の増加による問題に焦点を当てたため、無線 LAN 環境で発生し得る隠れ端末問題や、各無線端末が使用する無線規格やデータレートが異なる場合等を想定していなかった。今後、そういった環境に対応したアルゴリズム設計、評価を行うことが必要である。

また、今回無線 LAN 環境を対象としてアクセスポイントにおける制御方式を検討したが、有線ネットワークにおいても、同様の方式をルータに適用することで効果が得られると考えられる。そこで、有線ネットワーク環境におけるシステム設計や有効性検証なども課題として挙げられる。

また、方式 A について、方式 B よりフロー間の公平性の面で優れているということが明らかとなったが、レスポンスタイムが閾値以下となるフロー数の面では方式 B に劣る結果となった。その要因となるオーバーヘッドを考慮して適切なパラメータ調整を行うことができれば、一定時間内に通信を完了するフロー数を増加させることが可能であると考えられる。

このように、フロー間公平性と通信所要時間一定時間内のフロー数増大を両立させた方式についての検討も今後の課題として挙げられる。

## 謝辞

本研究を進め学位論文をまとめるに当たり、ご指導ご鞭撻していただいた中山雅哉准教授に心より感謝の意を表します。研究の方向性からシミュレータに関する事まで、様々な助言をいただいた妙中雄三助教に深く感謝いたします。また、本研究に対し多角的な視点から建設的なご意見を賜りました若原恭教授、小川剛史准教授、関谷勇司准教授、宮本大輔助教に深く感謝の意を表します。

2年間苦楽を共にした同期の方々をはじめとして、研究室の皆様には大変お世話になりました。深く感謝しております。

最後に、これまでの学生としての生活を長く支え続けてくださった父、母、兄妹に心より感謝いたします。

## 発表文献

1. 石川圭也, 妙中雄三, 中山雅哉. ”端末密度の高い無線LAN環境における通信品質低下の改善に向けた検討,” 電子情報通信学会技術研究報告, pp55-60, May 2012
2. 石川圭也, 妙中雄三, 中山雅哉. ”レスポンスタイムを一定時間内とするための帯域使用率に基づくフロー間優先制御方式の提案と評価,” 電子情報通信学会 インターネットアーキテクチャ研究会, (March 2013, to appear).

## 参考文献

- [1] D. Leith, P. Clifford, D. Malone, and A. Ng, “TCP fairness in 802.11e WLANs,” *IEEE Communications Letters*, pp. 964–966, 2005.
- [2] D. Leith and P. Clifford, “TCP dynamics in wireless networks,” in *Proc. Wirelesscom*, 2005.
- [3] D. Leith, P. Clifford, D. Malone, and A. Ng, “TCP fairness in 802.11e WLANs,” *IEEE Communications Letters*, pp. 964–966, 2005.
- [4] H. Balakrishnan and V. Padmanabhan, “How network asymmetry affects TCP,” *IEEE Communication Magazine*, vol. 39, no. 4, pp. 60–67, 2001.
- [5] H. Balakrishnan and V. Padmanabhan, “How network asymmetry affects TCP,” *IEEE Communication Magazine*, vol. 39, no. 4, pp. 60–67, 2001.
- [6] F. Keceli, I. Inan, and E. Ayanoglu, “TCP ACK congestion control and filtering for fairness provision in the uplink of IEEE802.11 infrastructure basic service set,” in *Proc. IEEE ICC*, pp 4512-4517, 2007
- [7] Y. Fukuda and Y. Oie, “Unfair and inefficient share of wireless LAN resource among uplink and downlink data traffic and its solution,” *IEICE Transactions on Communications*, vol. E88-B, pp. 1577–1585, 2005.
- [8] S. Pilosof, R. Ramjee, D. Raz, Y. Shavitt, and P. Sinha, “Understanding TCP fairness over wireless LAN,” in *IEEE INFOCOM*, pp. 863–872, 2003.

- [9] S. Shioda, H. Iijima, T. Nakamura, S. Sakata, Y. Hirano, and T. Murase, "ACK pushout to achieve TCP fairness under the existence of bandwidth asymmetry," in Proc. ACM PM2HW2N, 2010.
- [10] K. Hayashi, N. Komoro, S. Shioda, S. Sakata, and T. Murase, "Adaptive Pushout: A Buffer Management Scheme to Improve TCP Fairness in Wireless LANs," Vehicular Technology Conference (VTC Spring), pp1-5, 2012
- [11] H. Shimonishi, et al., "Congestion Control Enhancements for Streaming Media," IEICE Trans. on Comm., Vol.E89 B, No.9, pp.2280-2291, 2006.
- [12] H. Shimonishi, T. Hama, and T. Murase, "TCP Congestion Control Enhancements for Streaming Media," IEEE Consumer Communications and Networking Conference 2007, pp.303-307, 2007.
- [13] 赤松謙太郎,村瀬勉,平野由美,石田賢治,小畑博靖. "無線LAN環境における帯域確保を目的したTCP輻輳制御方式," 電子情報通信学会技術研究報告, pp1-6, 2008
- [14] R. Ando, T. Murase, and M. Oguchi. "Characteristics of QoS-guaranteed TCP on real mobile terminal in wireless LAN," Communications Quality and Reliability (CQR), 2011 IEEE International Workshop Technical Committee, pp1-6, 2011
- [15] "IEEE Standard 802.11: Wiress LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications." IEEE 802.11 Std., 1999
- [16] "IEEE Standard 802.11: Wiress LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: medium access control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements." IEEE 802.11 Std., 2005
- [17] J. Zhu and A.fapojuwo, "A new cell admission control method for providing desired

throughputs and delay performance in IEEE802.11e wireless LANs,” IEEE Trans. Wireless Commun., vol.6, no.2, pp701-49, 2007

[18] T.Murase, K.Uchiyama, Y.hirano, S.Shinoda, and S.Sakata, “Mac-frame receiving opportunity control for flow QoS in wireless LANs”, IEICE trans. Commun., vol.E92-B, no1, pp102-113, 2009

[19] K.Watanabe, N.Komuro, S.Sakata, S.Shioda, and T.Murase, “Receiving-Opportunity Control-employed QoS guarantee scheme in DCF and EDCA stations coexisting WLAN,” Consumer Communications and Networking Conference (CCNC), pp372-373, 2012

[20] Qualnet Network Simulator ; Available : <http://www.scalable-networks.com>

[21] <http://httparchive.org>

[22] Galletta, D., R.Henry., S.McCoy., P.Polak., “ website delays: how tolerant are users? “, Journal of the Association for Information Systems, 5 (1), pp1–28, 2004