

平成 23 年度卒業論文

無線 LAN における TCP スループット特性の評価

平成 24 年 2 月提出

千葉大学工学部都市環境システム学科

指導教員：塩田 茂雄

08T0249B

長谷川 賢

目次

第 1 章	はじめに	1
1.1	研究の背景	1
1.2	研究の目的	2
1.3	論文の構成	2
第 2 章	無線 LAN	3
2.1	無線 LAN	3
2.2	IEEE802.11	3
2.2.1	IEEE802.11b	3
2.2.2	IEEE802.11g	4
2.3	動作モード	4
2.3.1	インフラストラクチャモード	5
2.3.2	アドホックモード	5
2.4	DCF (Distributed Coordination Function) 方式	6
2.4.1	CMCA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection)	6
2.5	PCF(Point Coordination Function)	7
2.6	Inter Frame Space	7
2.7	バックオフ制御	9
第 3 章	TCP	10
3.1	TCP の概要	10
3.2	TCP コネクションの確立・切断	10
3.3	通信の仕組み	11
3.4	ウィンドウ制御	12
3.5	TCP の再送制御	12
3.5.1	累積確認応答	13
3.5.2	高速再送制御	14
3.6	TCP の輻輳制御	14
3.7	TCP と UDP の違い	16
第 4 章	スループット特性評価	17
4.1	既存手法	17

4.2	Tinnirello らの手法	17
4.2.1	フレーム送信サイクルの定義	17
4.2.2	基本的な考え方	18
4.2.3	状態遷移	19
4.2.4	平衡方程式	20
4.2.5	定常状態確率の計算法	21
4.2.6	スループット評価式	21
4.3	本研究における提案手法	22
4.3.1	スループット評価式	22
第5章	シミュレーション	23
5.1	NS-2 について	23
5.2	シミュレーション条件	23
第6章	評価結果	25
6.1	IEEE802.11b の場合	25
6.1.1	UDP スループット	25
6.1.2	TCP スループット	26
6.2	IEEE802.11g の場合	28
6.2.1	UDP スループット	28
6.2.2	TCP スループット	29
6.3	UDP と TCP	31
第7章	まとめ	33
	謝辞	34
	参考文献	35

第 1 章 はじめに

1.1 研究の背景

近年の通信技術の大幅な進歩により、オフィスや家庭だけでなく、カフェなどの公共のスペースにおいて無線 LAN を利用してインターネットに接続できる場所が増えている。無線 LAN は有線ケーブルを必要としないため、利用可能なアクセスポイントさえあればインターネットに接続できる。さらに最近ではノートパソコンだけでなく、携帯電話やタブレット端末が普及し、なおかつ伝送レートなど無線 LAN の性能が向上しているため無線 LAN の利用機会はますます増加すると推測される。

また、現在のインターネットでは無線 LAN 通信に限らず、トランスポート層のプロトコルとして UDP や TCP が用いられるケースが一般的であり、UDP や TCP の特性を考慮する性能解析手法の確立が重要になってきている。ネットワークの性能には、セキュリティやエラー制御など様々なものがあるが、パケットの伝送速度は特に重要であるといえる。

1.2 研究の目的

前節を踏まえ、本研究では無線 LAN 通信の TCP におけるスループット（アプリケーション間における実際の伝送速度）に着目し、研究を行った。具体的には 1 つのアクセスポイントに対して複数の無線端末からパケットを送り、TCP フローの総スループットを評価する手法を提案し、NS-2 (Network Simulator) [1]を用いたシミュレーション結果と比較しその精度を評価し報告する。また TCP と UDP の性能比較も行った。

1.3 論文の構成

第 1 章 はじめに

本研究の概要を述べる.

第 2 章 無線 LAN

無線 LAN の概要とその機能を述べる.

第 3 章 TCP

TCP の概要とその機能を述べる.

第 4 章 スループット特性評価

スループット特性評価の既存手法と提案手法について述べる.

第 5 章 シミュレーション

NS-2 や NS-2 を用いたシミュレーション条件について述べる.

第 6 章 評価結果

提案手法とシミュレーション結果を比較し, 考察を述べる.

第 7 章 まとめ

本論分のまとめと今後の課題を述べる.

第 2 章 無線 LAN

2.1 無線 LAN の概要

IEEE802.11[2]とは The Institute of Electrical and Electronic Engineers (米国電気電子学会) によって定められた無線 LAN の標準規格であり, IEEE802.11 では物理層とデータリンク層の一部である MAC 層が定義されている. MAC 層ではフレームの断片化, 暗号化, 電力管理, メディアアクセス制御, 優先制御, ローミング, アクセスポイントとステーション認証や従属関係などの機能がある. 特に CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access With Collision Avoidance) と呼ばれるメディアアクセス制御方式は重要である. ちなみに, MAC 層のフレームとは別に物理層にフレームを用いるサブレイヤも規定されている.

現在利用されている IEEE802.11 無線 LAN のその他の規格には IEEE802.11b[3], IEEE802.11g[4], などがあり, 伝送速度や周波数帯, 変調方式 (情報を最適な電気信号に変換する操作の方式) などの数値に差がある. 一覧を以下表に示す.

表 2.1 IEEE802.11 の各規格の違い

規格	IEEE802.11	IEEE802.11a	IEEE802.11b	IEEE802.11g	IEEE802.11n
完成	1997	1999	1999	2003	2009
周波数帯	2.4GHz	5GHz	2.4GHz	2.4Ghz	5Ghz/2.4GHz
最高伝送速度	2Mb/s	54Mbps	11Mbps	54Mbps	600Mbps
変調方式	FHSS	OFDM	DSSS/CCK	DSSS/CCD, OFDM	MIMO/OFDM

2.2 IEEE802.11

本節では本研究で扱った IEEE802.11b, IEEE802.11g について説明する. 現在最も一般的である IEEE802.11b の伝送速度の向上を図った規格が IEEE802.11g である.

2.2.1 IEEE802.11b

IEEE802.11b は現代の無線ネットワークにおいて最も一般的に利用されている規格であり, 2.4GHz 帯の IMS (Industrial Science and Medical band) を使用してお

り、11Mbps までの伝送速度で通信が可能である。しかし図 2.1 の IEEE802.11b のフレームフォーマットが示すように、オーバーヘッド部(データ本体以外の付加的な処理)が大きいため、実際のスループットは 5Mbps 前後に留まる。

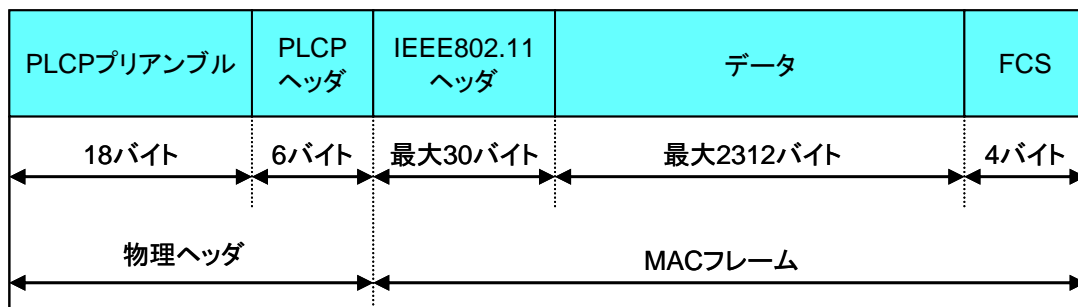


図 2.1 IEEE802.11b

また、IEEE802.11b で使用される周波数帯は、電子レンジや医療機器などにも使用されており、これらのような身の回りの機器が無線 LAN の通信を妨害する可能性をはらんでいる。さらにその他の IEEE802.11 規格の製品が周辺にある場合は、それが発する電波により通信が阻害され、スループット低下に繋がることもある。そのため無線 LAN では、使用する周波数帯域を複数のチャンネルに分け、隣り合うエリア内での干渉を抑えるようチャンネルを選択することが望ましい。

2.2.2 IEEE802.11g

IEEE802.11g は IEEE802.11b と同じ 2.4GHz 帯の周波数帯を利用しているが、伝送速度は最大で IEEE802.11b の約 5 倍の 54Mbps で通信が可能である。2.4GHz 帯は無線 LAN 以外の機器にも多数使用されているため、実際のスループットは同じ伝送速度の IEEE802.11a と比べて小さくなる傾向にある。

2.3 動作モード

IEEE802.11 にはアドホックモードとインフラストラクチャモードの 2 種類の動作モードがある。インフラストラクチャモードではアクセスポイントなどの通信インフラを介して、外部のネットワークとの接続を目的とするのに対して、アドホックモードでは通信インフラは用いず、無線端末同士で直接通信する。

2.3.1 インフラストラクチャモード

インフラストラクチャモードは以下の図 2.2 のように有線 LAN と接続しているアクセスポイントを介して、無線端末が外部のネットワークと通信を行うモードである。アクセスポイントとその支配下に存在する無線端末をまとめて BBS (Basic Service Set) と呼ぶ。また、後述のアドホックモードと同様に、無線端末同士での通信も出来る。日常で使用する無線 LAN の多くのケースはこのインフラストラクチャモードで動作している。本研究においてもインフラストラクチャモードの無線 LAN を研究対象としている。

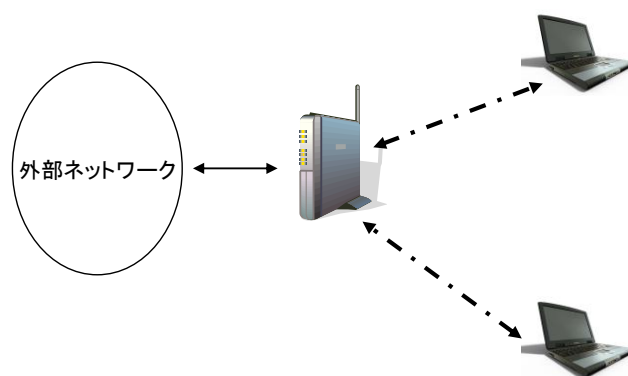


図 2.2 インフラストラクチャモード

2.3.2 アドホックモード

アドホックモードは無線 LAN の基本的なネットワークで下図 2.3 に示すように、無線端末同士が直接通信を行うモードで、アクセスポイントなどの通信インフラを必要としない。インフラストラクチャモードが BBS を形成するのに対し、アドホックモードで IBBS (Independent Basic Service Set) 呼ばれる無線端末の集合を形成する。アドホックモードは主に、会議室や教室などの限られた場所で短時間の通信を行う場合に適している。

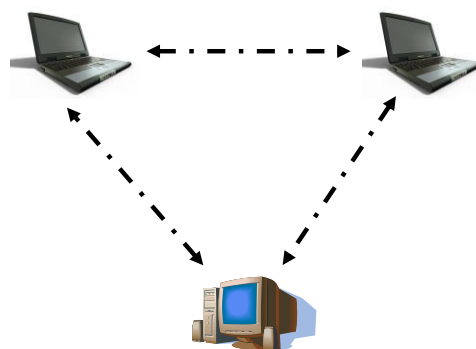


図 2.3 アドホックモード

2.4 DCF (Distributed Coordination Function) 方式

無線 LAN はブロードキャスト形式であるため、複数の無線端末が同時にフレーム送信を開始すると、衝突が発生し、端末はフレームを正確に受信できない可能性がある。DCF 方式は IEEE802.11 の基本的なアクセス制御方式で、各送信端末でフレーム衝突を避けるために、送信側が自律的に行うアクセス制御方式である。これにより、フレームの衝突が減少し、各端末は同一チャネルの共有が可能になり公平性が保たれる。この時一般的に採用されているのが CSMA/CA と呼ばれるアクセス制御方式である。

2.4.1 CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Detection) 方式

CSMA/CA 方式では、フレームの衝突を回避するために、他の無線端末がフレームを送信しているかどうかを把握することを目的とし、無線チャネルの状況を調べる（キャリアセンス）。この時に他の無線端末がフレームを送信していない場合（アイドル状態）ならば送信を開始する。しかし他の端末が送信を行っている場合（ビジー状態）は、他の無線端末のフレーム送信終了を待つ。その後すぐにフレーム送信を開始できる仕組みであると、別の無線端末が同時にフレームを送信した場合はフレームの衝突が発生してしまう。このような状況を避けるために、他の無線端末がフレームを送信終了した後に最低限の待機時間として定義されている IFS (Inter Frame Space) 分だけ待機し、その後 CW (Contention Window) と呼ばれる乱数で決定されるバックオフ期間分だけさらに待機する。その間キャリアセンスを行い、継続してアイドルであることを確認した端末がフレーム送信を開始する。以下図 2.4 に CSMA/CA におけるアクセス手順を示す。

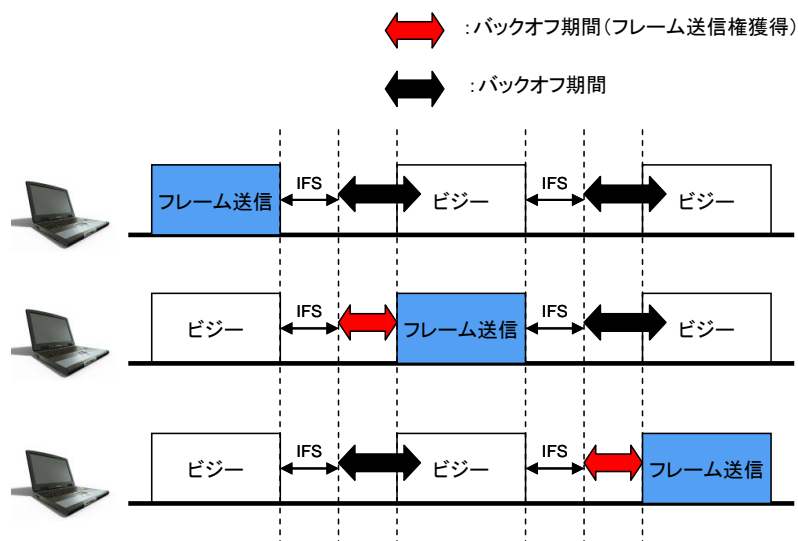


図 2.4 CSMA/CA 方式のアクセス手順

2.5 PCF(Point Coordination Function)方式

上記の問題に対応するために、IEEE802.11 ではオプションとして PCF 方式を用意している。PDF 方式では無線セル内においてポーリングに基づく集中制御によるアクセス制御方式が行われる。ポーリングとはアクセスポイントが各無線端末に順番にポーリング信号という信号を送り、ポーリング信号を受け取った端末のみがフレーム送信できるアクセス制御方式である。

アクセスポイントが支配下の端末に対し順番にポーリング信号を送信するため、端末が送信するパケットの衝突は起こらない。ただし、周辺に同一チャネルを使用する無線セルが存在した場合は、ポーリング信号同士が衝突する可能性はある。また、端末が PCF 方式を採用する場合、無線セル内では DCF 方式によるアクセス制御を行う時間と PCF 方式でアクセス制御する時間を周期的に切り替える。

2.6 Inter Frame Spaces

IEEE802.11 ではフレーム送信を開始する前に最低限の送信待機期間として IFS (Inter Frame Space) が定義されている。IFS の期間中はどの端末もフレーム送信できない。Inter Frame Space は以下の種類が存在し、送信権獲得の優先度に応じて使い分けられる。(図 2.5)

- SIFS (Short IFS)
IFS の中で最もフレーム間隔が短い。この IFS は ACK フレームや後述の RTS に対する CTS フレーム、ポーリング返信等、優先度の高いフレームを送信する際に用いられる。
- PIFS (PCF IFS)
ポーリング用フレーム間隔。
IEEE802.11 においてオプションとして規定されている PCF が機能しているときに各端末を制御するために使用される IFS。SIFS に比べると優先度は低い。
- DIFS (DCF IFS)
DIFS は DCF が機能している際に各端末を制御するために利用される。ビジー状態のチャネルからアイドル状態へと変化したことを感知するために必要な期間。この期間はビジー状態が終了してから端末が送信するまでの時間を指す。

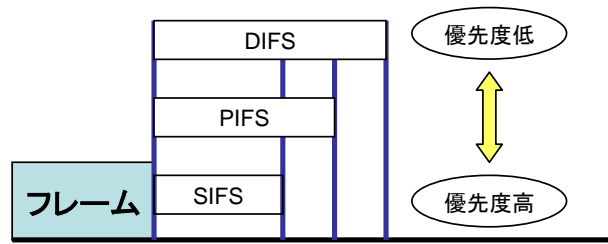


図 2.5 各 IFS の優先度

さらに DCF には EIFS (Extended IFS) と呼ばれる IFS が存在する。(図 2.6)

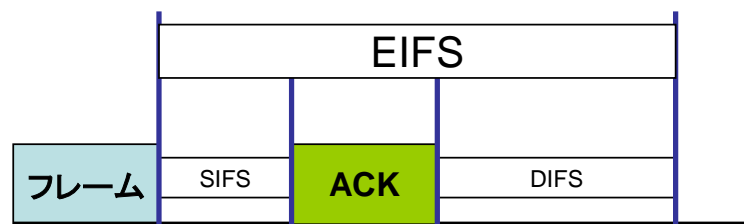


図 2.6 EIFS の定義

- EIFS (Extended IFS)

EIFS は IFS の中で最も期間が長い。EIFS はフレーム送信誤りによってビジー状態になっているときに、DIFS の代わりとして各端末のフレーム送信を待機させるために用いられる。なお EIFS は以下の式で表される。

$$\text{EIFS} = \text{SIFS} + \text{ACK フレーム長} + \text{DIFS}$$

2.7 バックオフ制御

IEEE802.11 では CSMA/CA などのキャリアセンスに加え、衝突を減少させるための方法としてバックオフ制御機能を持っている。ビジー状態を終え、IFS 時間アイドルになった後、フレームを送信する端末は 0 から規定の CW (Contention Window) 範囲内で乱数を発生させて、その乱数を基にバックオフ時間が決定される。バックオフ時間は一定時間 (スロットタイム) の倍数であり、以下の式で表される。

$$\text{backoff time} = \text{random number} \times \text{slot time}$$

チャネルがビジー状態からアイドル状態に移り DIFS 時間待機した後、バックオフカウンタをスロットタイム毎に 1 つずつ減らしていき、バックオフカウンタが 0 になった端末が送信を行う。ここである端末のバックオフカウンタが 0 になり送信を開始すると、他の端末はバックオフタイマを一時停止させる。そしてフレーム送信完了後、停止されていたバックオフカウンタのカウントダウンを再開する。このように IFS 時間の後にランダムにキャリアセンスする期間を与えられることで、各端末は平等に送信機会を得ることになる。

乱数値は 0 から CW の範囲で決定される整数値である。さらに CW の初期値は CW_{min} に設定され、最大値 CW_{max} まで増加する整数値である。CW はフレームを再送するたびに設定され n 回目の再送時の CW は以下の式で計算される。

$$CW = (CW_{min} + 1) \times 2^n - 1$$

CW_{max} まで達したときにはあらかじめパラメータで決められた最大再送回数 M 回となるまで CW は増加せず CW_{min} のままとして、 M 回再送に失敗した場合はそのフレームを破棄する。

第3章 TCP

3.1 TCPの概要

TCPとはTCP/IPの中のトランスポート層で利用されるプロトコルである。トランスポート層は図3.1のTCP/IPの階層の上から2番目に位置し、端末のアプリケーションプログラム間の通信を実現するために利用される。また、TCPは主に信頼性を要する通信で用いられ、パケットの再送制御やネットワークの混雑を緩和する輻輳制御の仕組みを持つ。また、TCPは電子メールや、WWW、YouTubeなどの映像ストリーミング配信など、大半のアプリケーションに用いられている。

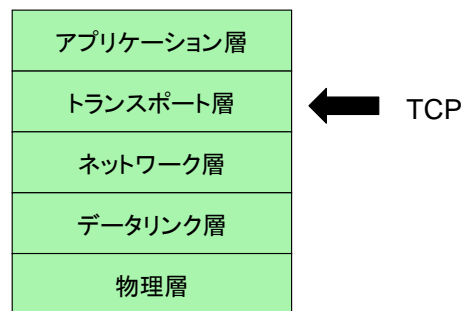


図 3.1 OSI階層モデル

3.2 TCPコネクションの確立・切断

TCPはコネクション指向型と定義されている。その理由はTCPではデータ通信を行う前に、始点端末と終点端末間で3ウェイハンドシェイクという手法を用いてTCPコネクションを確立するためである。図3.2では3ウェイハンドシェイクによるTCPコネクションの確立と切断の流れを示す。

まず、クライアントがSYNセグメントをサーバへ送信する。サーバはSYNセグメントを受け取ると確認応答を行う。TCPの通信は全二重サービスが基本となっているため、SYNセグメントを受け取った端末は確認応答ACKを返送すると同時に、逆向きの通信を確立するためのコネクション確立要求としてSYNセグメントも送信する。クライアントは、このSYNセグメントを受信したらそれに対するACKを返送し、TCPコネクションの確立が完了する。以上の方法でTCPコネクションが確立されるとデータ転送が開始される。TCPコネクションが確立されている間はフレーム到達に関して信頼性が約束されている。データ転送が全て完了されると、TCPコネクションの切断

を開始する。FIN セグメントを受信した端末はそれ以前のデータが全て届いていれば FIN セグメントに対する ACK を返送する。

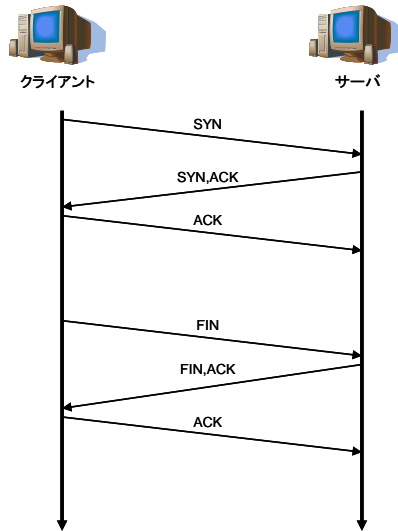


図 3.2 TCP コネクションの確立と切断

3.3 通信の仕組み

TCP ではシーケンス番号と ACK セグメントを用いて通信を行っている。シーケンス番号とはデータセグメントにつけられる番号のことであり、送信側はデータセグメントにシーケンス番号をつけて送信を行う。受信側は次に何番のシーケンス番号のデータセグメントを送ればよいかを ACK セグメントに書き込み、送信側に ACK セグメントを送信する。送信側は、ACK セグメントを受信することでデータセグメントが受信側に正確に到着したことを確認出来る。そして、送信側は ACK に記載されたシーケンス番号を基にデータセグメントを送信する。図 3.3 はその様子を示した。

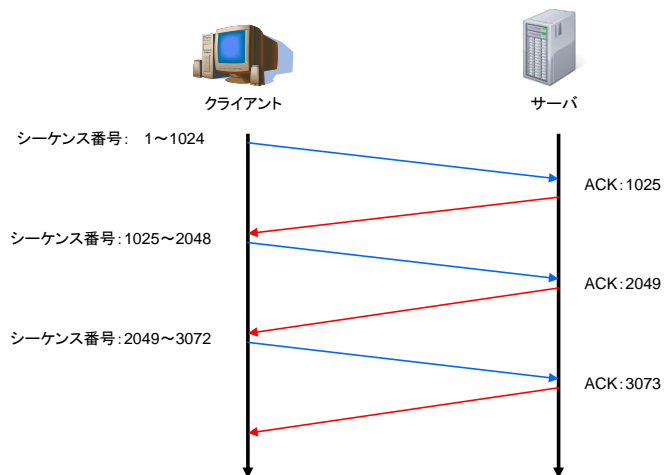


図 3.3 TCP の通信の様子

3.4 ウィンドウ制御

データセグメント1つの送信に対してACKを返送する、という状態ではスループットを向上させることは困難である。この状況を改善するために、TCPでは送信したデータに対してACKが返ってこなくても連続してデータを送ることが許可されている。このとき、受信側で用意されている一度で受け取り可能なデータセグメントの量をウィンドウサイズと呼ぶ。ウィンドウサイズの値は受信側が決定する。下図3.4はウィンドウサイズが3セグメントの場合のTCP通信の様子を表している。このようにウィンドウサイズを大きくすることによって、効率的なデータ転送を実現し、スループットの向上を図っている。

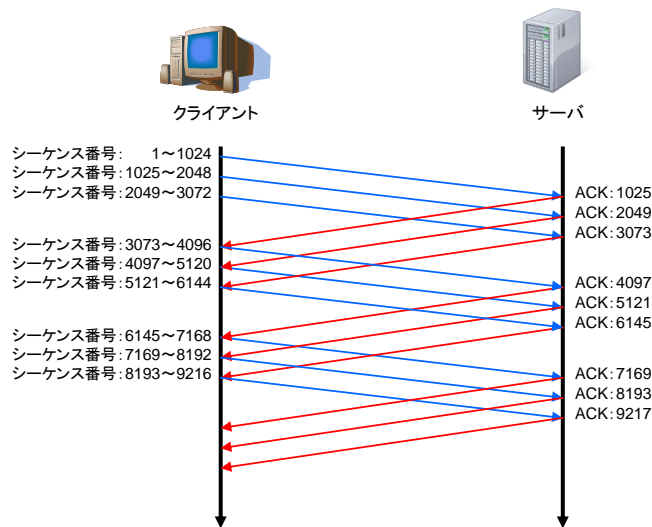


図 3.4 ウィンドウサイズが3セグメントの時の無線通信

3.5 TCPの再送制御

TCPではパケットの到達を保証するために、受信端末にTCPパケットが届かない場合には、送信に失敗したパケットを送り直す機能が存在する。これを再送制御と呼ぶ。セグメントが受信側に届いた場合、受信側は正確に受信したことを通知するため確認応答ACKを返送するが、送信側はパケットを送信した後、一定時間経過してもACKが返送されなかった場合はパケットの再送を行う。TCPの再送制御機能の最もベーシックな方法は、パケットを送信してからある一定時間内にACKが返ってこなかった場合に再送する方法である。より詳しく記述すると、パケットを送信する際に「ACK受信までに要する予想時間」のタイマを設定し、タイマがタイムアウトしたら再送を行う方法である。図3.5に再送制御機能の様子を示す。

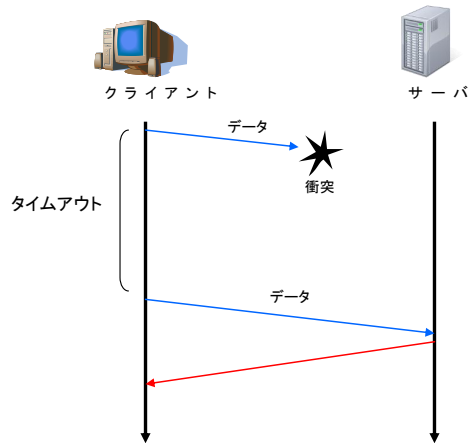


図 3.5 TCP の再送制御の基本

3.5.1 累積確認応答

ウィンドウサイズが大きい場合，図 3.6 のようにいくつかの ACK セグメントが消滅しても送信側はデータセグメントを再送する必要がない。これは TCP には ACK セグメントの累積確認応答という機能があるからである。図 3.6 ではシーケンス番号 1025,2049 からデータセグメントを送るよう記載してある ACK セグメントが失われて，3073 からデータセグメントを送るよう記載された ACK が送信側に到着している。こうした場合，送信側はシーケンス番号 1~1024，1025~2048 までのデータセグメントは送信に成功したと認識する。この機能を累積確認応答と呼ぶ。

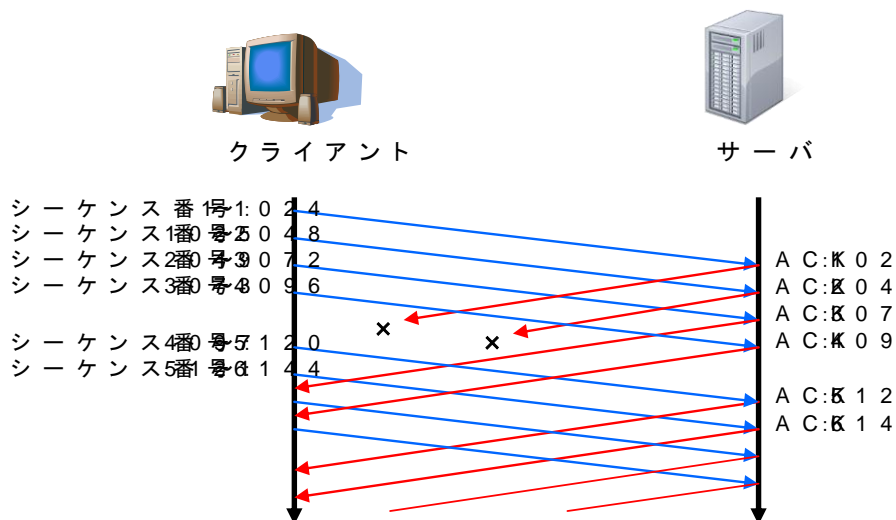


図 3.6 累積確認応答

3.5.2 高速再送制御

データセグメントが失われた場合、受信側は直前のデータセグメントのシーケンス番号が記載された ACK セグメントを再度送信する。このようにして、送信側がシーケンス番号と同じ番号の ACK を 3 個受け取った際には、該当するシーケンス番号から始まるデータセグメントを再送する仕組みになっている。これを高速再送制御と呼ぶ。図 3.7 ではその様子を示しており、送信側は 1025 番の ACK セグメントを 3 個受信したため、シーケンス番号 1025~2048 のデータセグメントを再送している。

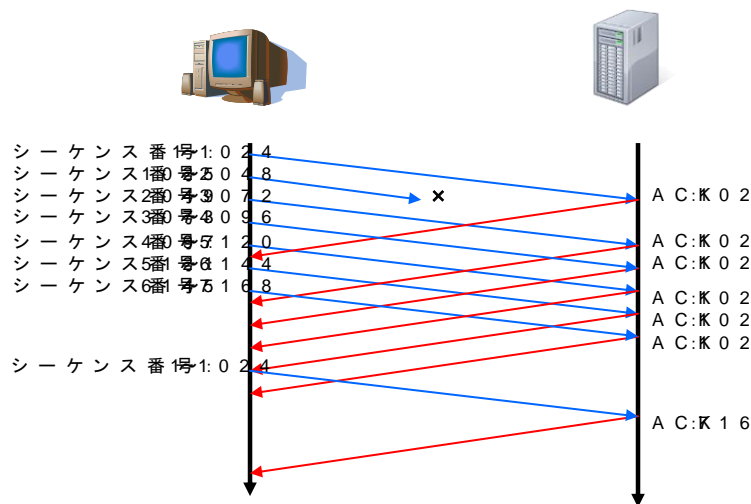


図 3.7 高速再送制御

3.6 TCP の輻輳制御

ウィンドウサイズが大きければ、送信側は一度に複数のデータセグメントを送信することが出来、一見効率的であるが、通信開始直後にいきなり大量のデータを送信してしまつた場合にはネットワークが混雑する可能性がある。このため TCP ではスロースタートという制御を採用してウィンドウサイズを調整している。

スロースタートアルゴリズムの具体的な仕組みについて述べる。まず初めに、送信側は輻輳ウィンドウという値を設定する。輻輳ウィンドウの初期値は 1 で ACK セグメントを受信する度に輻輳ウィンドウを 1 増加させる。これにより輻輳ウィンドウは 1, 2, 4, ... と指数関数的に増加していく。実際データセグメントを送信する際には、送信側の輻輳ウィンドウと受信側が送信側に ACK を介して通知するウィンドウサイズを比較して、小さい方の値分のデータセグメントを一括で送信する。以下の図 3.8 にスロースタートによる輻輳ウィンドウ増加の様子を示す。

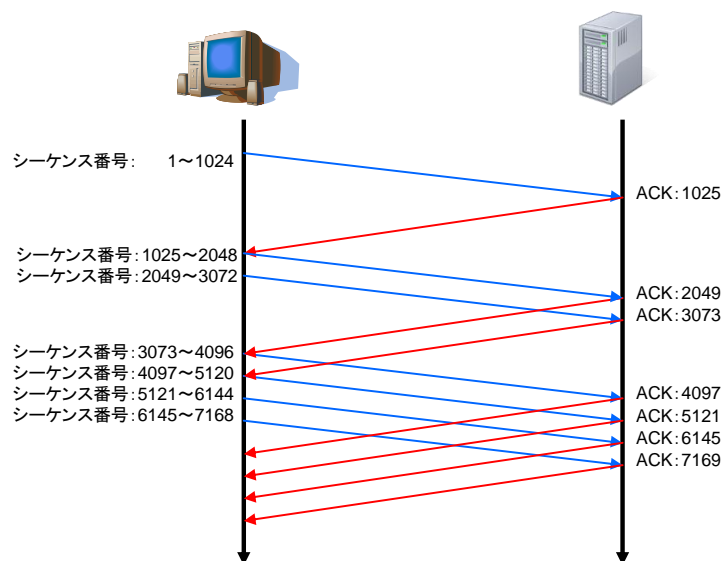


図 3.8 スロースタートウィンドウによる輻輳ウィンドウの増加

ここで、輻輳ウィンドウが指数関数的に増加してしまうと輻輳ウィンドウは急激に大きくなってしまい、ネットワークが輻輳状態に陥りやすくなる。そこで、スロースタート閾値という値を設定し、輻輳ウィンドウがこのスロースタート閾値を上回った後は、以下のケースにより輻輳ウィンドウの計算が異なる。

(1) 輻輳回避プロセス

セグメントの損失が発生せず、正常な ACK を受信した場合。

1RTT (Round Trip Time, データを送信してから ACK が返ってくるまで) 毎に輻輳ウィンドウを 1 ずつ増加させる。

(2) リカバリープロセス

タイムアウト、またはセグメント損失が発生した場合の輻輳ウィンドウの制御方法は TCP のバージョンによって異なる。

・ TCP Tahoe

TCP Tahoe ではスロースタート閾値をセグメント損失が発生した直前の輻輳ウィンドウのサイズの半分、輻輳ウィンドウのサイズを 1 に戻して、スロースタートを再開する。

・ TCP Reno

TCP Reno ではスロースタート閾値、輻輳ウィンドウ共にセグメントが損失した直前の輻輳ウィンドウのサイズの半分に戻してからスロースタートを再開する。

3.7 TCP と UDP の違い

現在のネットワークで用いられているトランスポート層の重要なプロトコルは TCP のほかに UDP がある。TCP がコネクション指向型サービスなのに対して、UDP はコネクションレス型サービスである。コネクションレス型通信は普通郵便に例えると、送信メッセージを封筒にいれ、封筒に受信側の住所を書き、投函するだけで、そのメッセージが受信側に正確に届いたかどうかはわからない。つまり、TCP では確認応答の ACK が送信フレーム毎に返送されたが、UDP では、送信フレームを受信側が確かに受信したか確認する手段がなく、信頼性に欠ける。

しかし、ネットワークに ACK などの余計なオーバーヘッドが生じないため、UDP を利用したサービスは非常に軽快であるという利点がある。特に、リアルタイム性を重視する通信ならば、TCP よりも UDP の方が有効である。

第4章 スループット特性評価

4.1 既存手法

現在までにも、無線系ネットワークの性能手法解析には多くの研究がなされてきた。その先駆けともいえる研究が Bianchi[5]が提案した手法である。この提案手法では 2次元マルコフ連鎖を用いて IEEE802.11 DCF の飽和状態（端末が常に次に送信するフレームを持っている状態）でのスループット評価手法を提案したものである。Robinsonら[6]は Bianchi の手法を IEEE802.11e の飽和状態におけるスループットを評価出来るように拡張した。Alazemi[7]は速度の異なる 2種類の端末が混在するケースのスループット評価手法を提案している。Tinnirello[8]らが提案した手法は、Bianchi の手法を大幅に改善したものであり、この 2つの手法の具体的な相違点としては、Bianchi の手法が各スロットの端末の状態に着目しているのに対し、Tinnirello らの手法では、ある端末がフレームを送信してから同端末あるいは別の端末がフレーム送信に移るまでの期間（送信サイクル）に着目している点である。本研究では Tinnirello らの手法を、TCP スループット評価が行えるよう拡張した。[9]

4.2 Tinnirello らの手法

本節では、前節で言及した Tinnirello らの手法の説明をする。この手法において特徴的なフレーム送信サイクルの概念や、スループット評価式などについて述べる。

4.2.1 フレーム送信サイクルの定義

本研究において特徴的なフレーム送信サイクルの定義について説明する。4.1 節でも述べた通り、ある端末がフレーム送信を開始してから、同端末、または別の端末がフレーム送信を開始するまでをフレーム送信サイクルと定義する。図 4.1 にその様子を示す。なお、本研究の提案手法では IFS は DIFS を採用しているため、バックオフカウンタは常に作動している。フレーム送信サイクルな開始時点は、ACK の送信完了後、チャネルが DIFS 期間分アイドルとなった時点とする。[10]

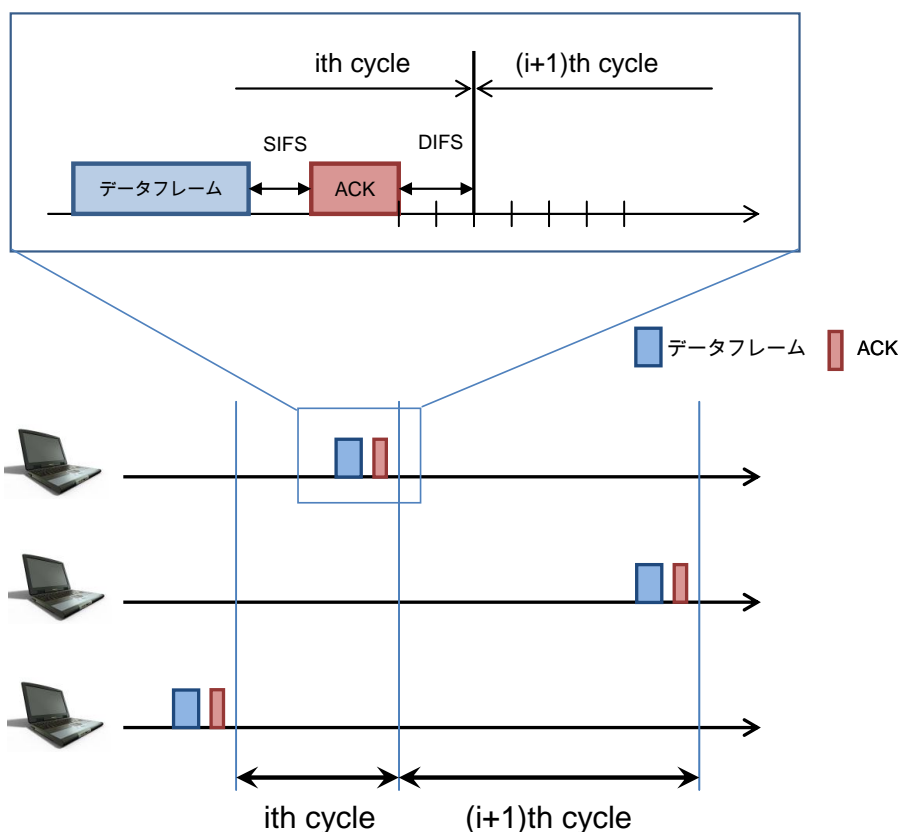


図 4.1 フレーム送信サイクル

4.2.2 基本的な考え方

Tinnerello らの手法においては、フレーム送信サイクル開始時点の各端末のバックオフステージとバックオフカウンタに着目しアプローチをとるが、具体的には、サイクル開始時点を一隠れマルコフ点と定義し、隠れマルコフ点間の状態遷移を追っていく。そのために以下のように仮定する。

- (1) 無線端末の状態は各端末とも互いに独立であり、個々のバックオフステージとバックオフカウンタによってのみ決定される。
- (2) 着目するサイクル間の状態遷移は、前後のサイクルの状態遷移とは無関係である。
- (3) 各端末は飽和状態である。

ここで、 (s, j) をバックオフステージとバックオフカウンタのペアとして表す。サイクル毎にスロットに番号を付け、先頭のスロット番号を 0 とする。さらに以下の変数を定義

する.

$Q_k(i)$: i 番目のスロット開始までに, 端末 k 以外のどの端末もフレーム送信を開始していない確率.

$T_k(i)$: i 番目のスロットで端末 k 以外の端末がフレーム送信を開始する確率. また, $Q_k(i)$ と $T_k(i)$ には次の関係がある.

$$T_k(i) = Q_k(i) - Q_k(i+1). \quad (1)$$

R_k : *Retry Limit*, R_k 回再送しても送信に失敗した場合はそのフレームを破棄する. バックオフステージの最大値は R_k に等しい.

$W_{k,s}$: 端末 k がバックオフステージ s にいるときの CW (Contention Window) の値

$W_{k,max}$: バックオフカウンタの最大可能値

σ : スロット時間 (IEEE802.11b, IEEE802.11g 共に 20 μ s)

T_k^{succ} : フレーム送信にかかる時間 (フレーム送信開始から, ACK 受信後 DIFS 期間が経過するまでの時間)

4.2.3 状態遷移

この節ではフレーム送信サイクル間の端末の状態遷移について説明する. 各端末の状態は以下に示す 4 つのケースが存在する.

CASE1

サイクルが対象端末と無関係の端末によるフレームの送信や衝突によって終了する場合. 端末 k が $(s, m+j)$ から (s, j) に遷移する確率は $m-1$ 番目のスロットにおいて他の端末がフレームを送信する確率は

$$T_k(m-1).$$

CASE2

サイクルが対象端末と関係する衝突により終了する場合. ただし, 端末の再送回数はまだ R_k に達していないとする. この時, フレーム送信時に衝突が発生する確率は, 端末 k のバックオフカウンタが j だとすると $T_k(j)$ に等しい. 衝突が発生すると次のサイクルではバックオフステージが 1 増える. 以上から端末 k が (s, j) から $(s+1, b)$ に遷移する確率は

$$\frac{1}{1+W_{k,s+1}} T_k(j).$$

CASE3

バックオフステージが R_k の時に対象端末がフレームを送信するものの、衝突が発生し、フレームが破棄されることでサイクルが終了する場合。この時端末が (R_k, j) から $(0, b)$ に遷移する確率は

$$\frac{1}{1+W_{k,0}} T_k(j).$$

CASE4

サイクルが対象端末からのフレーム送信によって終了する場合。端末が (s, j) から $(0, b)$ に遷移する確率は

$$\frac{1}{1+W_{k,0}} Q_k(j+1).$$

4.2.4 平衡方程式

サイクルの先頭で端末が状態 (s, j) にある定常状態確率を $p_k(s, j)$ で表す。この時平衡方程式は以下のように与えられる。

$0 < s \leq R_k, 0 \leq j \leq W_{k,s}$ の場合,

$$p_k(s, j) = \sum_{r=1}^{W_{k,s}-j} p_k(s, j+r) T_k(r-1) + \frac{1}{W_{k,s}+1} \sum_{i=0}^{W_{k,s}-1} p_k(s-1, j) T_k(i). \quad (2)$$

$s=0, 0 \leq j \leq W_{k,0}$ の場合,

$$p_k(0, j) = \sum_{r=1}^{W_{k,0}-j} p_k(0, j+r) T_k(r-1) + \frac{1}{W_{k,0}+1} \sum_{i=0}^{W_{k,R_k}} p_k(R_k, i) T_k(i) + \frac{1}{W_{k,0}+1} \sum_{s=0}^{R_k} \sum_{i=0}^{W_{k,s}} p_k(s, i) Q_k(i+1). \quad (3)$$

得られた平衡方程式は未知数 $Q_k(i)$ と $T_k(i)$ を含み、これらは他の競合端末の状態によって決定する。 $Q_k(i)$ と $T_k(i)$ を決めるために、端末 k のバックオフカウンタが j に等しい確率である $B_k(j)$ を次のように定義する。

$$B_k(j) = \sum_{s=0}^{R_k} p_k(s, j).$$

これを用いて、 i 番目のスロット開始時点までに端末 k がフレーム送信をする確率を求めると次のようになる。

$$\beta_k(i) = \begin{cases} 0, & i \leq 0 \\ \sum_{s=0}^{i-1} B_k(s), & i > 0. \end{cases}$$

この式から、 $Q_k(i)$ は、

$$Q_k(i) = \frac{\prod_{h=1}^n [1 - \beta_h(i)]}{1 - \beta_k(i)}. \quad (4)$$

と、表せる。

定義より、 i が増えるにつれ、 $Q_k(i)$ が減少し $Q_k(0)=1$ となり、 $Q_k(i)$ から $T_k(i)$ も求めることが出来る。

4.2.5 定常状態確率の計算法

全確率 1, すなわち、

$$\sum_{s=0}^{R_k} \sum_{j=0}^{W_{k,s}} p_k(s, j) = 1.$$

を満たすように、各端末の $p_k(s, j)$ の初期値を任意に決定し、(1)と(4)から $Q_k(i)$, $T_k(i)$ を求め、(2), (3)式を用いて代入等を行い、定常状態確率 $p_k(s, j)$ のを得る。得られた定常状態確率を用いて再度、(1), (4)から $Q_k(i)$, $T_k(i)$ を求め、再び定常状態確率 $p_k(s, j)$ を得る。この操作を定常状態確率の値が一定値に収束するまで繰り返し行う。

4.2.6 スループット評価式

以下の式により端末 k のスループットが求まる。

$$\text{Throughput}(k) = \frac{p_k^{\text{succ}} \cdot \text{DATESIZE}}{T_c}.$$

p_k^{succ} は端末 k 各サイクルでフレーム送信に成功する確率で、 T_c はサイクルの平均長あり、それぞれ次のように表す。

$$p_k^{\text{succ}} = \sum_{i=0}^{W_{k,\max}} B_k(i) Q_k(i+1).$$

$$T_c = E[x]\sigma + T_{succ}(k).$$

また、サイクル中で全端末が送信待機しているスロット数 x の補分布は以下の式で与えられる。

$$P[x \geq j] = Q_0(j) = \prod_{k=1}^n (1 - \beta_k(j)).$$

よって

$$E[x] = \sum_{j=1}^L Q_0(j).$$

また、 $DATESIZE$ はデータフレームのペイロード長を意味する。

4.3 本研究における提案手法

Tinnirello らの手法は UDP スループット特性の解析評価手法であるので、そのまま TCP に適用させることは不可能である。そこで本研究では、TCP での通信の際には、データパケットの流れとは逆方向に ACK パケットの流れが生成される点に着目した。データパケットとサイズの packets をアクセスポイントから絶えず送信されているとして ACK パケットフローの近似をし、Tinnirello らの手法を適用した。その際、TCP のウィンドウ制御機能は無視し、各端末は飽和状態であると仮定した。

4.3.1 スループット評価式

提案手法の状態遷移やスループット評価式は、前節で述べた方法と同じであるが、サイクルの平均長 T_c の定義の方法が異なる。提案手法においては、パケットサイズの異なるフレームの衝突が発生するため、その衝突の長さは衝突に関わるフレームの中で一番大きなサイズに合わせる必要があり、サイクルの平均長 T_c を求めるには、以下の式を用いる。

$$T_c = E[x]\sigma + \sum_{k=1}^n P_k^{succ} T_k^{succ} + \sum_{r=2}^n \sum_{1 \leq k_1 < \dots < k_r \leq n} \max\{T_{k_1}^{succ}, \dots, T_{k_r}^{succ}\} \cdot P_{k_1 \dots k_r}^{coll}.$$

ここで、

$$P_{k_1 \dots k_r}^{coll} = \prod_{i=1}^r P_{k_i}^{succ} \prod_{j \neq k_1 \dots k_r} P_j^{coll}, \quad P_k^{coll} = \sum_{i=0}^{W_{k, \max}} B_k(i) T_k(i),$$

である。

第5章 シミュレーション

本研究においては、提案手法による無線 LAN 上での TCP スループットの評価をするために、IEEE802.11b, IEEE802.11g それぞれの規格におけるネットワークモデルを仮定し、NS-2(Network Simulator)を用いてシミュレーション実験を行う。

5.1 NS-2 について

NS(Network Simulator)とは、米国 DARPA の研究プロジェクトの研究成果の一つである VINT の成果として公開されている。現在はバージョン 2 が主流となっており NS-2 と呼ばれる。NS-2 は廉価で使い勝手がよく、ネットワーク解析の際のシミュレーションツールとして広く用いられている。具体的には、ネットワーク層、トランスポート層、また無線ネットワークのシミュレーションが比較的容易に出来るようになった。

今日の研究において、NS-2 はネットワーク技術を研究するための基本的なツールとして重宝されている。TCP、無線系ネットワーク、QoS (Quality of Service) 制御方式などに関係する研究においては NS-2 を利用した実験検証が一般的である。[11]

5.2 シミュレーション条件

IEEE802.11b または IEEE802.11g を採用している無線 LAN において、1つのアクセスポイントに複数の無線端末を同時に接続し、データ転送を行った。パケットサイズは 1500byte、アクセスポイントのバッファサイズは 30 とし、上りフロー（無線端末→アクセスポイント）のデータ転送を対象とし、無線端末数を 1～20 までのケースでそれぞれシミュレーションを行った。また、乱数値は 1～10 まで変化させ、各場合の数値を平均したものをシミュレーション結果とした。本研究においては TCP でのスループット評価に主眼を置いたが、TCP と UDP の性能を比較するために UDP でのシミュレーションも行った。以下図 5.1 には本研究で用いた基本的なネットワークトポロジを示す。

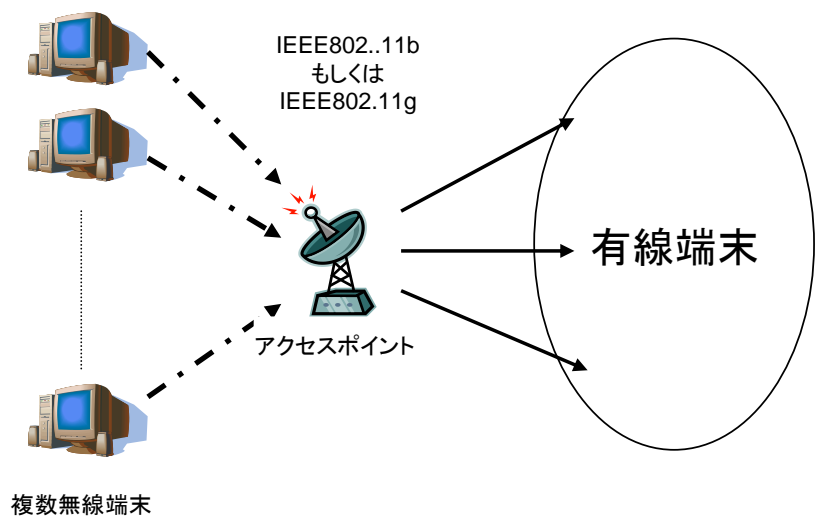


図 5.1 ネットワークトポロジ

第 6 章 評価結果

本章では第 5 章で示したネットワークモデルに基づき行ったシミュレーションの結果について提案手法との比較をし、考察を行った。6.1 では IEEE802.11b, 6.2 では IEEE802.11g におけるシミュレーション結果を示してある。

6.1 IEEE802.11b の場合

6.1.1 UDP スループット

まず Tinnirello らの手法の評価精度を確認するために UDP のスループット特性評価を行った。フロー本数を 1~20 本まで変化させ、1~10 までの乱数値における平均を算出した。

無線端末数が 1 台の場合を除き、シミュレーション結果と UDP スループット特性評価の値は近く、精度は高いと言える。なお、図 6.3 の総スループットを無線端末台数で除した、端末 1 台あたりのスループットの平均値をみると、より正確な数値を算出していることがわかる。

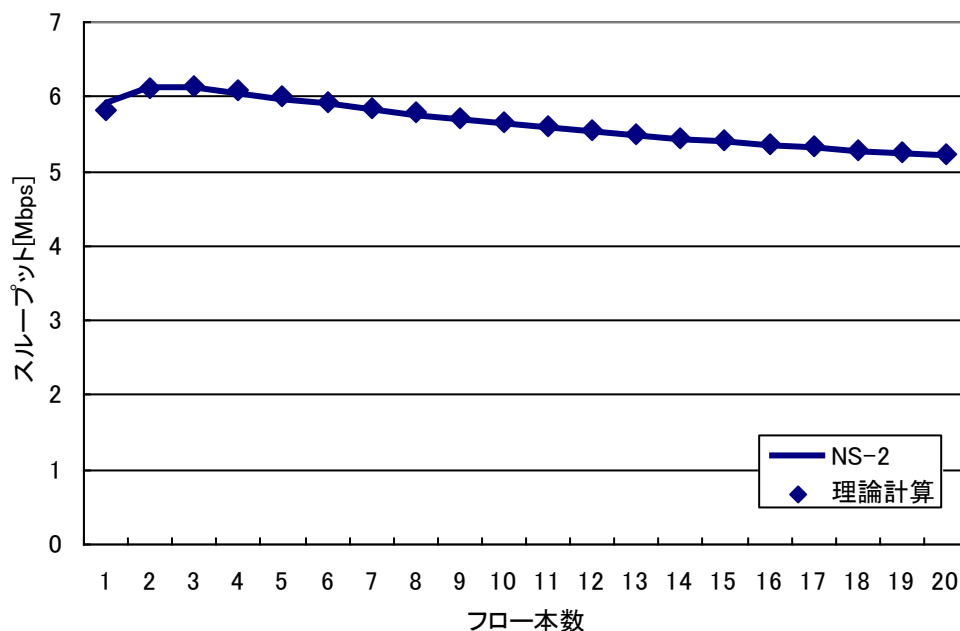


図 6.2 UDP 総スループット (IEEE802.11b)

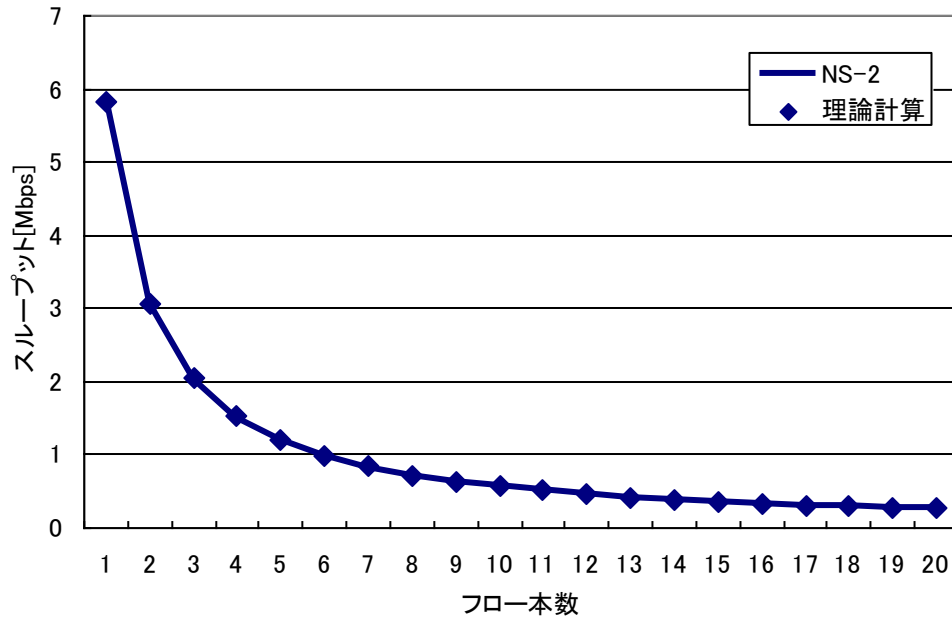


図 6.3 UDP 平均スループット (IEEE802.11b)

6.1.2 TCP スループット

次は本研究の提案手法の精度を確認する．フロー本数を 1～20 本まで変化させ，1～10 までの乱数値における平均を算出した．

図 6.4 の TCP 総スループットを見ると，図 6.2 や図 6.3 の Tinnirello らの手法に比べてシミュレーションと提案手法の値に大きな差が見て取れる．これは提案手法ではウィンドウ制御を無視したために発生したものだと考えられる．しかし，図 6.5 の平均スループットでは，2つの値の差がある程度抑えられていることが分かる．

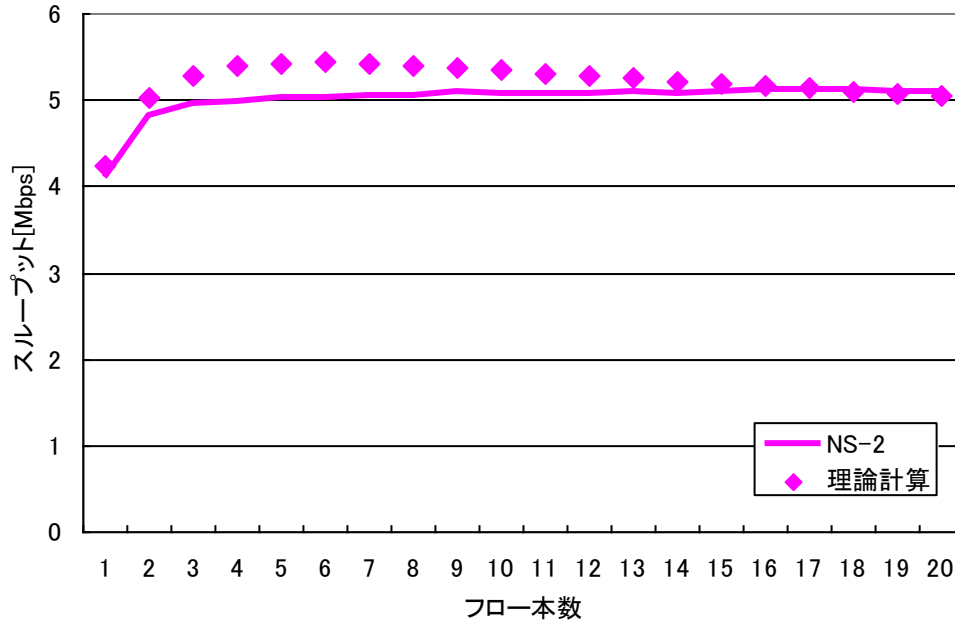


図 6.4 TCP 総スループット (IEEE802.11b)

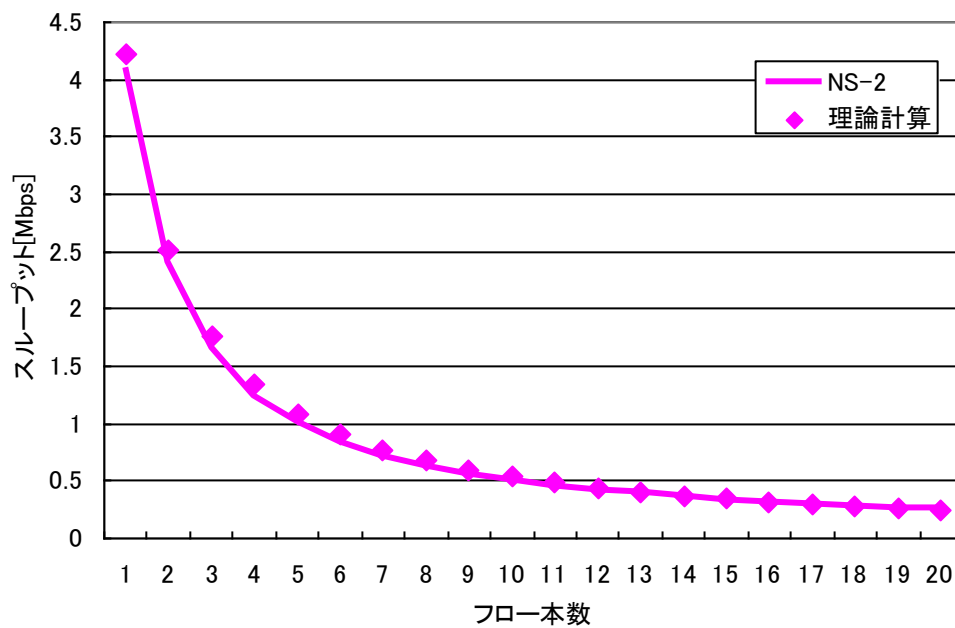


図 6.5 TCP 平均スループット (IEEE802.11b)

6.2 IEEE802.11g の場合

IEEE802.11b の場合と同様に、無線端末数を 1~20 まで変化させ、各ケースにおける総スループット、無線端末 1 つあたりの平均スループットを算出した。以下の図 6.6 にシミュレーショントポロジを示す。IEEE802.11b の場合と比較して、伝送レートが大きいためスループットも大きい数値となった。

6.2.1 UDP スループット

IEEE802.11b の場合と同じくまずは Tinnirello らの手法の精度を検証するために UDP スループットの評価を行う。こちらも同様に、フロー本数を 1~20 本まで変化させ、1~10 までの乱数値における平均を算出した。

図 6.7 では、IEEE802.11g における総スループットを示している。シミュレーションと提案手法の値を見比べると、IEEE802.11b のケースよりもやや差が大きい。しかし総スループットをフロー本数で除した、端末 1 台あたりの平均のスループットを示した図 6.8 を見ると、値は近づいており、やはりその精度は高いと言える。

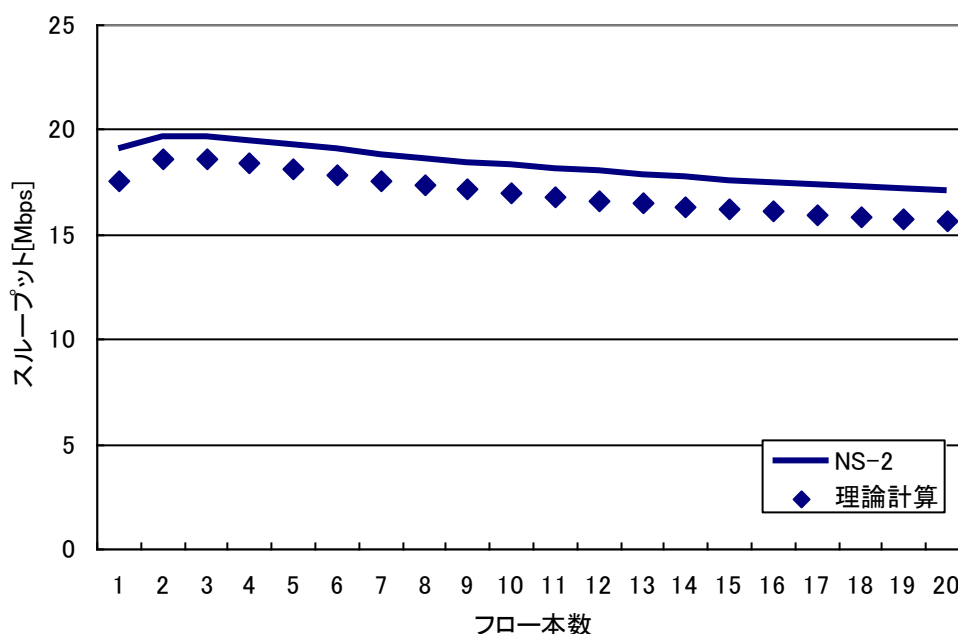


図 6.7 UDP 総スループット (IEEE802.11g)

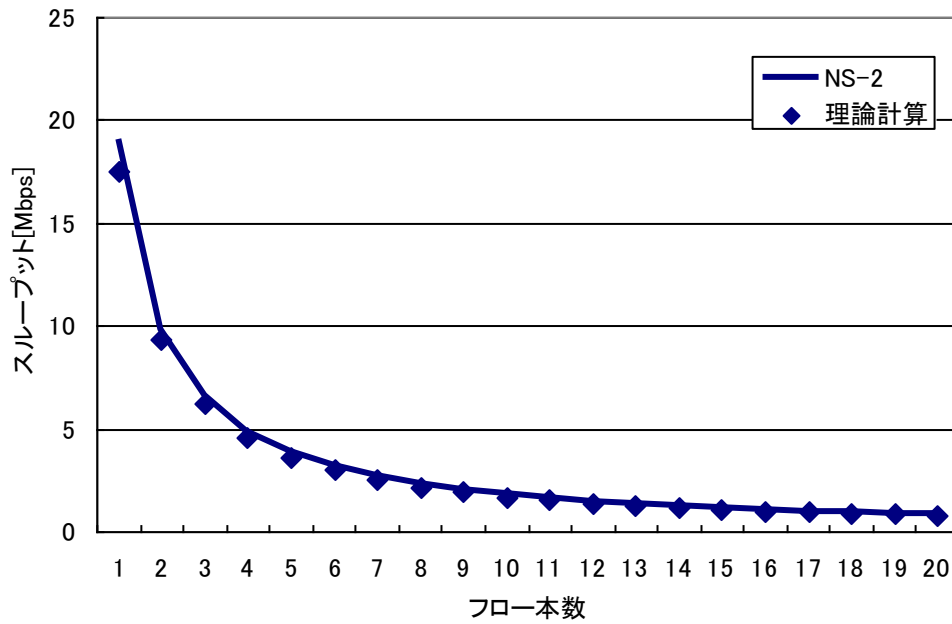


図 6.8 UDP 平均スループット (IEEE802.11g)

6.2.2 TCP スループット

IEEE802.11gを採用した場合のTCPスループットのシミュレーション結果と提案手法の比較を行う。今までのケースと同様に、フロー本数を1~20本まで変化させ、1~10までの乱数値における平均を算出した。

図 6.9 を見ると、UDP の場合と同じ程度の差が見られる。やはりこちらもウィンドウ制御を無視したことが影響していると推測できる。図 6.10 の平均のスループットでは2つ数値の差はあまり無く、ある程度の精度はあるといえる。

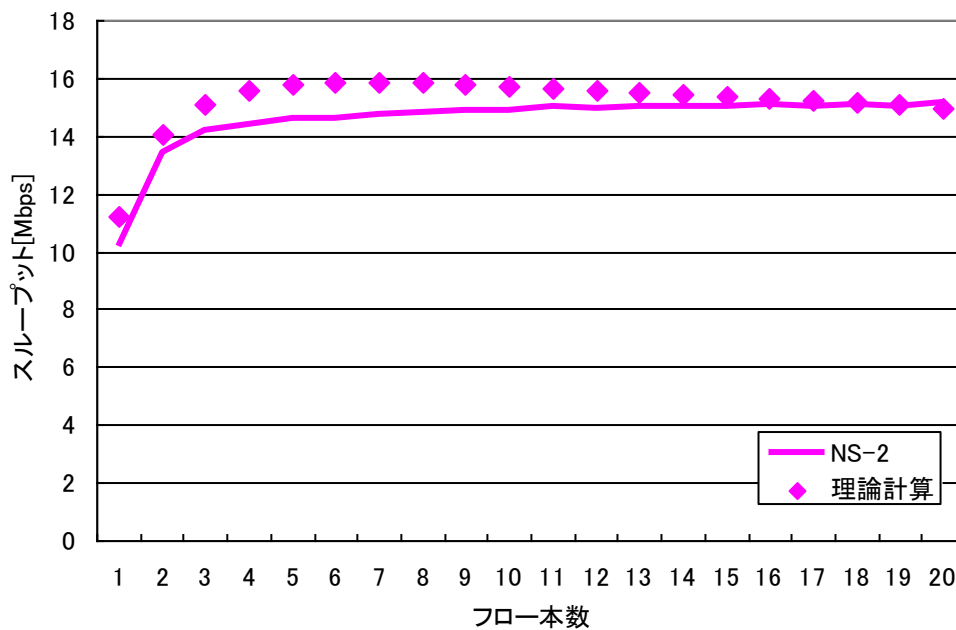


図 6.9 TCP 総スループット (IEEE802.11g)

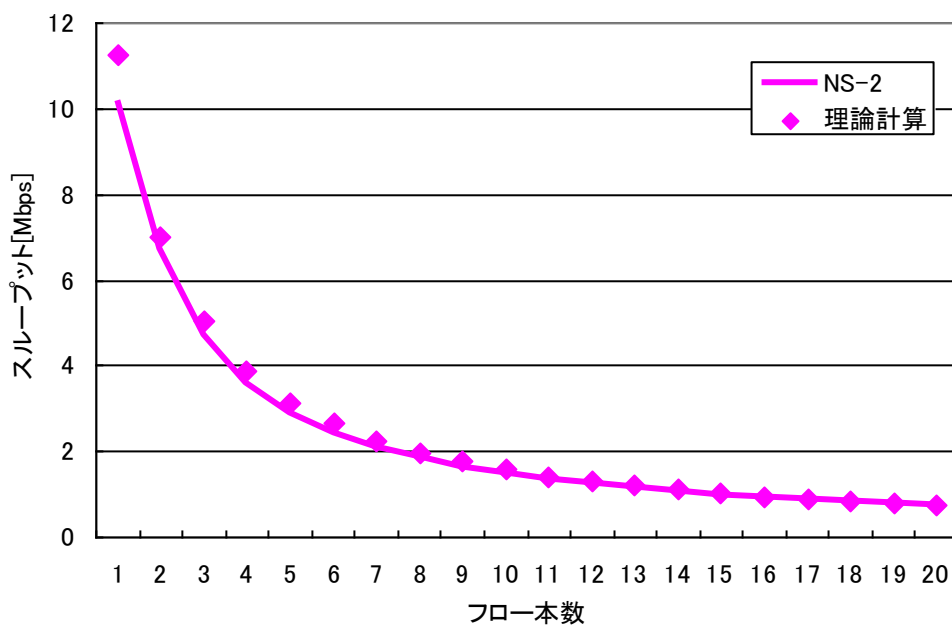


図 6.10 TCP 平均スループット (IEEE802.11g)

6.3 TCP と UDP

最後に TCP と UDP のスループット性能の比較を行う。

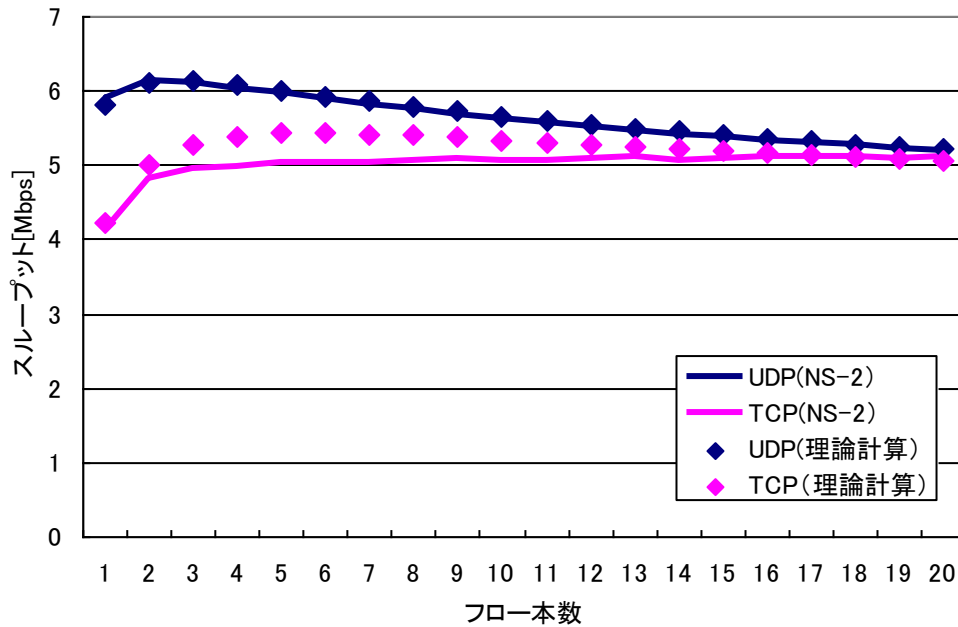


図 6.11 TCP と UDP (IEEE802.11b)

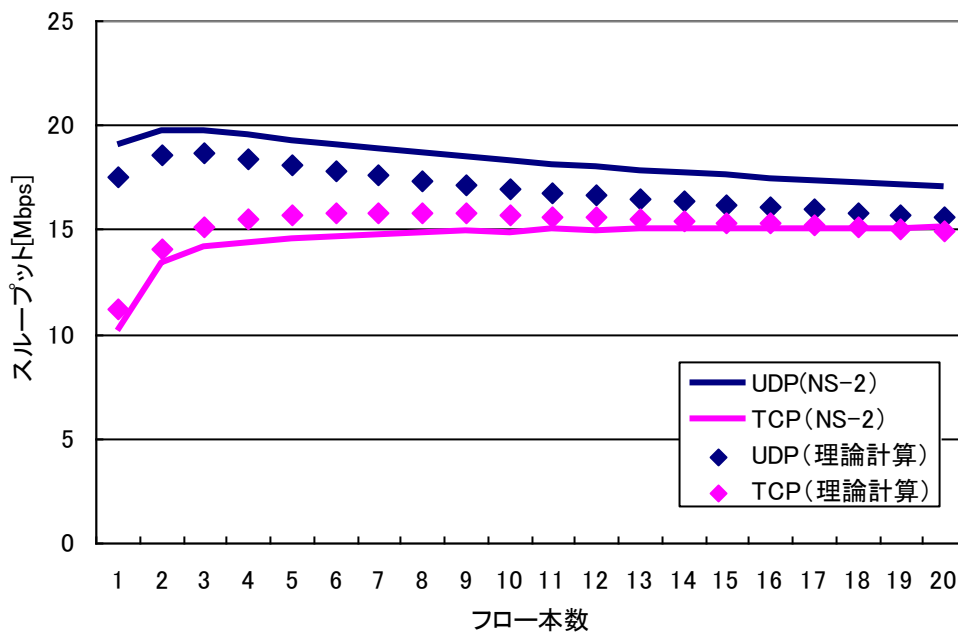


図 6.12 TCP と UDP (IEEE802.11g)

図 6.11, 図 6.12 で, フロー本数が少ないケースに注目すると, TCP のスループットの方が UDP よりも小さいが, これは, 第 3 章で述べたように, TCP での通信では確認応答のため受信側から送信側に絶えず ACK が送信されるため, これが無線 LAN のリソースを消費し, データパケットの流れを圧迫するからである. またフロー本数が増えるにつれて, UDP の総スループットが低下するのは, UDP には TCP のように輻輳制御機能はなく, フレームの衝突が発生してしまっているからであると考えられる.

第7章 まとめ

本論文では Tinnirello らの手法をベースに, IEEE802.11 の TCP スループットにおける TCP スループット特性評価を提案した. 提案手法の精度を検証するために, NS-2 を用いたシミュレーション実験を行い, 提案手法とシミュレーション結果の比較をし, 考察した. また, TCP と UDP の性能の違いについても考察を行った.

この結果, この度提案した手法はある程度の精度は得られたものの, Tinirello らの手法と比較すると, 決して十分な精度ではなく実用性に乏しいため, まだまだ改善の余地があると言える. 今後は, TCP の ACK パケットのより正確な近似やウィンドウ制御を考慮したスループット特性評価手法などの研究を行い, より精度の高い TCP スループット特性解析モデルについて調査する.

謝辞

本研究を進行させるにあたって、日ごろからの確なご指導を賜りました塩田茂雄教授に心から感謝いたします。また、多くのアドバイスを頂きました、黄重陽氏に御礼申し上げます。そして、最後になりましたが、研究を実施するにあたり素晴らしい環境を用意していただきました塩田研究室の皆様に御礼申し上げます。

参考文献

- [1]The network Simulator ns-2,<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [2] “IEEE Standard 802.11: Wireless LAN Medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications.”,IEEE802.11std., 1999
- [3] “IEEE Standard 802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Higher-Speed Physical Layer Extension in the 2.4GHz Band.”, IEEE 802.11b Std., 1999.
- [4] “IEEE Standard 802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications.”, IEEE 802.11g Std., 2003.
- [5]G.Bianchi, “Performance analysis of the IEEE802.11 distributed coordination function,” IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.18, no.3, pp.535-547, 2000.
- [6]J.Robinson and T.S.Randhawa, “Saturation throughput analysis of IEEE802.11e enhanced distributed coordination function,” IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.33,no.5,pp.917-928, 2004.
- [7]H.Alazemi, A.Margolis,J.Choi,Rvijaykumar, and S.Roy, “Stochastic modeling and analysis of 802.11 DCF with heterogeneous non-saturated nodes,” Computer Communications,vol.30,pp.3652-3661, 2007.
- [8]I.Tinnirello and G.Bianchi, “Rethinking the IEEE802.11e EDCA performance modeling methodology,” IEEE/ACM Transactions on Networking, vol.18, no.2, pp.540-553, 2010.
- [9]黄 重陽, 塩田茂雄, “連続衝突によるフレーム損失を考慮した無線 LAN 性能評価モデルの提案,” 電子情報通信学会技術報告, 2010.
- [10]黄 重陽, 塩田茂雄, “非飽和端末を考慮した IEEE802.11eEDCA 性能評価モデル-フレーム送信サイクルに基づくアプローチ-,” 電子情報通信学会技術報告, 2011.
- [11]銭飛, “NS2 によるネットワークシミュレーション実験で学ぶ QoS ネットワーク技術”, 森北出版, 2006.