

# 時分割 CSMA/CA を用いた無線メッシュ網の性能に関する一検討

## On the Performance of Time-Division CSMA/CA in Wireless Mesh Networks

野井貴央<sup>1</sup>吉廣卓哉<sup>2</sup>

Takahiro Noi

Takuya Yoshihiro

### 1. はじめに

近年、無線端末のみで構成されたネットワークである、無線メッシュ網が盛んに研究されている。多くの研究では、IEEE802.11 に採用されているアクセス制御方式である CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance) を用いた無線メッシュ網の構築が試みられている [5]。しかし、CSMA/CA を用いる無線メッシュ網では隠れ端末問題の影響が大きく、通信性能が大きく低下することから実用に至っていない。隠れ端末問題とはキャリアセンス可能な範囲外にある端末同士の電波が干渉することにより、通信フレームが損失する問題である。この問題の影響を低減する代表的な手法として RTS/CTS が挙げられるが [6]、RTS フレームの衝突や、電波の到達範囲の影響で適切に RTS/CTS が働かない場合等があり、その効果は限定的である [7][8]。

一方、高速な無線メッシュ網を実現するための手法として、MAC プロトコルとして TDMA (Time Division Multiple Access) を用いることも研究されている [9]。TDMA は、単一の周波数チャンネルを時分割することで小さなスロットに分割し、スケジューリングによって各ノードやリンクにフレームを送信できるスロット割り当てすることで、原理上は衝突のない安定した通信を実現できる。しかし、TDMA では異なるスロット間のフレームの衝突を防ぐため、全ての端末間でスロット切替の正確なタイミング同期を必要とする。規模の大きい無線メッシュ網では正確な同期は難しいため、実現は容易ではない。また、TDMA は CSMA/CA との親和性が低く、IEEE802.11 が広く普及した 2.4GHz 帯や 5GHz 帯で動作させることは困難である。

そこで我々の研究グループでは、CSMA/CA と TDMA の優れた点を併せ持つ MAC プロトコルとして、時分割 CSMA/CA を提案している [1]。時分割 CSMA/CA は、単一の周波数チャンネルを時分割して比較的大きなスロットを作り、各スロットで CSMA/CA を動作させる、TDMA と CSMA/CA のハイブリッド MAC プロトコルである。時分割 CSMA/CA は、一定の誤差を含む緩いタイミング同期でも動作するため現実性があり、文献 [2] などの適切なスケジューリングを適用することで、隠れ端末によるフレーム衝突を避けた高速なネットワークを

実現可能である。また、TDMA と同様に周波数チャンネルを時分割によってスロットに分割するが、各スロット内で CSMA/CA を用いて通信するため、IEEE802.11 との親和性が高い。

本論文では、時分割 CSMA/CA を用いた無線メッシュ網のさらなる性能の向上を目指して、物理層の通信速度の向上を試みる。より通信速度の速い物理層の通信方式を用いると、通信可能距離に対して干渉距離が大きくなる。従って、通信速度の向上に伴う干渉の増大が問題となり、必ずしも通信速度が高い方が性能が出るとは限らない。本論文では、従来よりも速い通信速度を用いた場合の通信性能について評価実験を行い、どの程度の通信速度の向上見込みがあるかを見極めることを目的とする。

本論文は以下のように構成される。第 2 章では、我々の研究グループが提案する時分割 CSMA/CA とスケジューリング法について述べる。第 3 章では通信速度を向上させることが時分割 CSMA/CA の性能へ及ぼす影響についてのシミュレーション結果を示す。最後に第 4 章で本論文をまとめる。

### 2. 時分割 CSMA/CA とスケジューリング

#### 2.1 概要

時分割 CSMA/CA は、単一の周波数チャンネルを時分割により複数のスロットに分割し、各スロット内で CSMA/CA を動作させる、TDMA と CSMA/CA のハイブリッド MAC プロトコルである。時分割 CSMA/CA に適したスケジューリング法を併用することで、隠れ端末によるフレームの衝突を防ぎ、高速な無線メッシュ網を実現できる。また、スロット内で CSMA/CA を用いることで、ある程度の誤差を含んだタイミング同期であっても性能を低下させることなく動作できる。また、IEEE802.11 との親和性が高く、2.4GHz 帯や 5GHz 帯で運用することが可能である。

時分割 CSMA/CA を用いた無線メッシュ網は、MAC プロトコルである時分割 CSMA/CA と、これに対応したスケジューリング法の両方があれば動作できる。本章では、本研究の基礎技術である時分割 CSMA/CA とスケジューリング法を簡単に紹介する。詳しくは、前者については文献 [1] を、後者は文献 [2] を参照されたい。

#### 2.2 時分割 CSMA/CA

時分割 CSMA/CA では、単一の周波数を時分割し、各スロットの内部で CSMA/CA を動作させる。スロット数

1 和歌山大学大学院システム工学研究科, Graduate School of Systems Engineering, Wakayama University

2 和歌山大学システム工学部, Faculty of Systems Engineering, Wakayama University

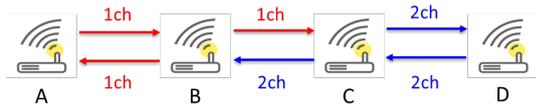


図 1: スケジュールの例

を  $k$  とすると、各スロットはリンクの帯域幅の  $1/k$  程度の通信速度を確保できれば理想的であるが、特にスロット切替タイミングの同期に誤差がある場合には、スロット切替時にフレームが衝突し、これにより通信効率が低下する問題がある。時分割 CSMA/CA では、この問題を、スロット切替時に RTS/CTS を用いることで解決する。図 2 にスロット切替時の問題を示す。各ノードがデータフレームを送信できるスロットを表すスケジュールを図 1 に示す。ここで、各ノードは、割り当てられたスロットでのみデータフレームを送信できるが、Ack フレームはいつでも送信できる。スロット 1 でノード A から B に、スロット 2 で C から D にフレームを送信する場合を考える。図の横軸は時間を表しており、一定時間ごとにスロットが切り替わる。スロット 1 では A が B にデータフレームを送信するが、A がフレームを送信中にスロットが切り替わると、スロット 2 が開始した瞬間に C がデータフレームの送信を開始するため、フレームが衝突し、ノード A が送信したフレームが損失する。スロットあたりの時間が短いほど、この衝突によるオーバーヘッドが大きくなる。この問題を防ぐために、時分割 CSMA/CA では、スロット切替時に RTS/CTS を用いる。RTS/CTS は、データフレームの送信に先立ってサイズが小さい RTS/CTS フレームの交換を行うことにより、他端末の送信を抑制し、フレームの衝突を防ぐ仕組みである。図 3 は A がスロット切替時に RTS/CTS を用いて B へ送信する様子を表す。A は、データフレームを送信し Ack フレームを受信するまでの間にスロットが切り替わる場合には、RTS/CTS を交換して、A と B の隣接ノードに対して、NAV と呼ばれる時間だけ、フレームを送信せず待機させる。これにより C は、A と B での通信が完了するまでの間には一切のデータ送信を行わず、フレームの衝突を避けることができる。このようにして、時分割 CSMA/CA はスロット切替時に起こる衝突を防ぎ、通信性能の低下を防止する。

## 2.3 スケジューリング

### 2.3.1 スケジューリング問題

2.2 節で紹介した時分割 CSMA/CA は、各リンク間の通信が衝突しないように、スロットを適切にスケジューリングすることで性能を発揮する。ここではスケジューリング法の一例として、提案手法の基礎となる西前らのスケジューリング法 [2] について説明する。

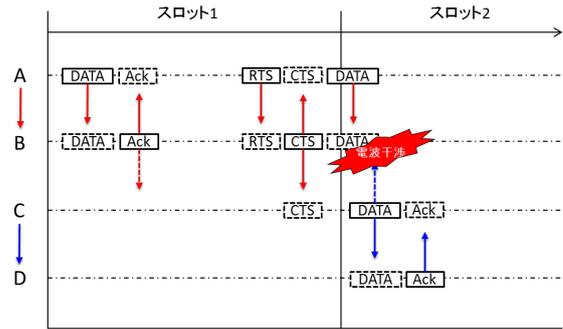


図 2: スロット切替時のフレーム衝突

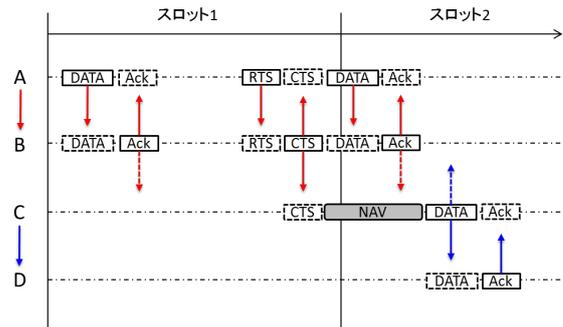


図 3: スロット切替時のフレーム衝突を防ぐ RTS/CTS

CSMA/CA を用いた通信では、隠れ端末問題が発生することによって通信性能が低下する。そこで隠れ端末問題の関係にあるリンクをできるだけ同時に用いないように、各ノードにデータフレームを送信できるスロットを割り当てる。また、必要なスロットの数をさらに低減するために、各ノードが利用できるリンクを制限し、場合によっては、最短経路よりも長い迂回路を用いて通信させる。

図 4 にスケジューリングの例を示す。スケジューリング問題の入力として、各スロット（チャンネル）で通信できる有向リンクを全て異なるリンクとして表現したグラフ  $G$  を考える。問題の出力となるグラフ  $G'$  は、これらのリンクの中から、互いに隠れ端末の関係にあるリンクをできるだけ含まないようにリンクを間引いたグラフである。ここで、 $G'$  上での任意の 2 ノード間の最短経路の長さは、 $G$  上の最短経路の長さ  $+k$  ホップ以内でなければならない。つまり、リンクを間引くことで、 $k$  ホップだけ経路長が増えても良い。

この問題を、最適化問題として、形式的に定式化しておく。ネットワークを有向グラフ  $G = (V, E, C)$  で表現する。ここで  $V$  はノード集合、 $E$  はリンク集合、 $C$  はチャンネル集合を示す。リンク  $e = (u, v, c)$  は、ノード  $u$  から  $v$  へのチャンネル  $c$  を用いたリンクを表す。グラフ  $G$  上でノード  $u$  から  $v$  への最短経路長を  $D_{(u,v)}^G$  とおく。隠れ端末の関係にあるリンクペアの集合を  $S_G$  とし、

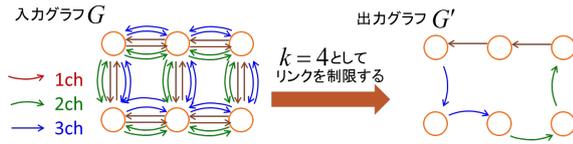


図 4: スケジューリング問題の入出力例

リンクペアの要素数  $|S_G|$  をグラフ  $G$  上の衝突度と呼ぶ。問題の入力  $G$  に対して、出力  $G'$  は、任意の 2 ノード間の経路長の増加が  $k$  以内である制約の下で、目的関数である衝突度が低いグラフである。形式的には次のように表される。

### 時分割 CSMA/CA のスケジューリング問題 [2]

- 入力：入力グラフ  $G = (V, E, C)$
- 出力：出力グラフ  $G' = (V, E', C)$
- 制約：
  1.  $D_{(u,v)}^G - D_{(u,v)}^{G'} \leq k, (u,v) \in V$
  2. ノード  $u(u \in V)$  に割り当てられるスロット  $c(c \in C)$  が一つであること
- 目的関数：  $G'$  の衝突度  $|S_{G'}|$  の最小化

### 2.3.2 スケジューリング問題における隠れ端末問題の定義

ここでは 2.1 節で説明したスケジューリング問題における、隠れ端末の関係にあるリンクペアの集合  $S_G$  について詳しく説明する。

リンクペアの定義は、用いる干渉モデルによって、いくつか存在する。リンクペアの定義の前に、まず干渉モデルについて説明する。無線では電波を用いて通信するが、電波は発信源から距離が離れるほど減衰する。この距離が一定の値を超えると受信が困難になり、通信が不安定になる。また、通信が困難になるほど減衰した後も、他の通信を妨害してしまう区間が存在する。これらは現実に則して考えると、非常に複雑である。そのため、モデル化することで単純化する。ここでは干渉モデルとして、Single Disk Model と Double Disk Model の 2 種類を紹介しておく [10]。図 5 を用いて説明する。ある無線端末が通信を行う際、必ず通信が成立する距離を  $A$  とおき、他端末の電波に干渉して必ず相手の通信を妨害する距離を  $B$  とおく。より単純化するため、距離  $A$  と  $B$  を等しい ( $A = B$ ) と定義したモデルが Single Disk Model である。そして、現実に近づけて考えるため、距離  $A$  は  $B$  より短い ( $A < B$ ) と定義したモデルが Double Disk



図 5: 干渉モデル

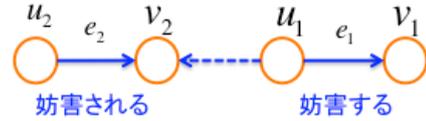


図 6: 条件 1 の衝突例

Model である。西前らは Single Disk Model を用いて、隠れ端末問題の関係にあるリンクペアを定義した [2]。

隠れ端末問題の関係にある 2 本のリンクをそれぞれ  $e_1 = (u_1, v_1, c_1)$  と  $e_2 = (u_2, v_2, c_2)$  とおく。このとき、 $e_2$  の通信が  $e_1$  により妨害される条件は 2 つある。まず、条件 1 の例を図 6 に示す。2 本のリンクが下記の条件 1 をすべて満たすとき、データフレーム同士が衝突する。 $u_1$  がデータフレームを送信する際、 $u_1$  から 1 ホップ以内にある全てのノードは電波を検知し、送信を待機することによって通信の衝突を回避する。しかし、 $u_1$  から 2 ホップの距離にある  $u_2$  は電波を検知できず、 $v_2$  へ送信を行う。これによって、 $v_2$  上で電波が衝突が発生し、 $e_2$  の通信が妨害される。

#### 条件 1 (データフレーム同士の衝突)

- A.  $v_1 \neq v_2$  であること
- B.  $(u_1, v_2, c_1) \in E$  であること ( $u_1$  と  $v_2$  が隣接する)
- C.  $(u_1, u_2, c_1) \notin E$  であること ( $u_1$  と  $u_2$  が隣接しない)

また、条件 2 の例を図 7 に示す。2 本のリンクが条件 2 をすべて満たすとき、データフレームと Ack フレームが衝突する。図 7 は、 $v_1$  が  $u_1$  から送信されたデータフレームに対し、Ack を返す様子を表している。このとき、条件 2 を満たす  $e_2$  が存在する場合、 $e_2$  の通信が妨害される。

#### 条件 2 (データフレームと Ack フレームの衝突)

- A.  $c_1 = c_2$  であること
- B.  $(u_1, v_2, c_1) \in E$  であること ( $u_1$  と  $v_2$  が隣接する)
- C.  $(u_1, u_2, c_1) \notin E$  であること ( $u_1$  と  $u_2$  が隣接しない)

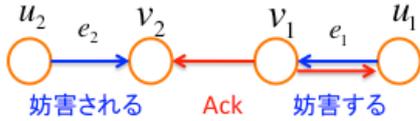


図 7: 条件 2 の衝突例

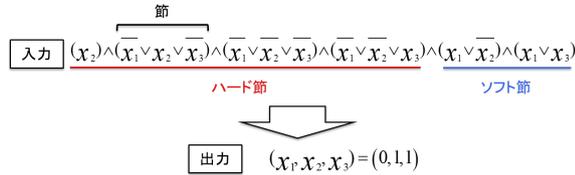


図 8: 部分 MAX-SAT

### 2.3.3 スケジューリングアルゴリズム

スケジューリング問題の具体的な解法について説明する。2.3.1 項で説明したスケジューリング問題は NP 困難であり、最適解を見つけるためには膨大な時間を要する [2]。そこで西前らのスケジューリング法ではより効率よく解を求めするために、定式化した最適化問題を部分 MAX-SAT に帰着して解く。

部分 MAX-SAT では、真もしくは偽の値をとる論理変数を AND 演算子 ( $\wedge$ ) と OR 演算子 ( $\vee$ ) でつないだ、和積形の論理式を考える。和積形の論理式は、OR 演算子のみでつながれた節と呼ばれる論理式で構成され、節同士は AND 演算子でつながれる。この論理式全体が真をとるような、各論理変数への真と偽の割当が存在するかを出力する問題を SAT (充足性問題) [3] と呼ぶ。また、節が真をとる数を最大化する問題を MAX-SAT (最大充足性問題) [3] と呼ぶ。これに対し部分 MAX-SAT は、和積形論理式の節をハード節とソフト節に分け、ハード節を全体が真をとり、かつソフト節に属する節が最も多く真をとる割当をを求める問題である。図 8 に部分 MAX-SAT の例を示す。また、下記に部分 MAX-SAT を形式的に表した。

#### 部分 MAX-SAT

- 入力：和積形の論理式
- 出力：各論理変数  $(x_1, x_2, \dots, x_k)$  への真偽の割当
- 制約：ハード節内のすべての節が真をとる
- 目的関数：ソフト節内部の真をとる節の和の最大化

この部分 MAX-SAT に 2.3.1 項で説明したスケジューリング問題を帰着する。先述のように、部分 MAX-SAT はハード節とソフト節に分けられる。西前らによって帰

着された論理式では、最適化問題の制約をハード節で、衝突度の最小化をソフト節で表す [2]。

スケジューリング問題では、無線メッシュ網をモデル化したグラフ  $G = (V, E, C)$  を入力とする。このときリンク集合  $E$  に含まれるすべてのリンクに対して、論理変数  $l_{(u,v,c)}$  を定義する。 $l_{(u,v,c)}$  は、リンクを制限した後のグラフ  $G'$  上で、ノード  $u$  から  $v$  へのチャンネル  $c$  を用いたリンクが存在するとき真を、存在しないとき偽をとる論理変数である。ソフト節は、隠れ端末関係にあるリンクペア集合  $S_G$  に含まれるすべてのリンクペア  $(l_i, l_j) \in S_G$  に対して節  $(\bar{l}_i \vee \bar{l}_j)$  を作り、AND 演算子でつなぐ。 $(\bar{l}_i \vee \bar{l}_j)$  は、リンク  $l_i$  と  $l_j$  がどちらも真であるとき、すなわち、 $l_i, l_j \in E'$  であるときに偽をとる。つまり、偽をとる論理式の数と、グラフ  $G'$  上の衝突度が一致する。従って、部分 MAX-SAT は、衝突度が最も小さいグラフ  $G'$  を出力することになる。

ハード節では、グラフ  $G'$  上の任意の 2 ノード間で最短経路長の増加が  $k$  以内であり、かつノード  $u (u \in V)$  に割当てられるチャンネル  $c (c \in C)$  が一つであるとき、真をとる論理式をとる。後の提案手法の説明に影響はないため、具体的な論理式の説明は省くが、ハード節が真をとるとき出力グラフ  $G'$  はスケジューリング問題の制約を満たす。

## 3. 評価実験

### 3.1 評価方法

第 2 章で説明したスケジューリング法を適用した時分割 CSMA/CA の性能を評価する。評価は時分割 CSMA/CA を適用した無線メッシュ網の通信性能をシミュレータ上で検証することで行う。本評価では物理層における通信速度の変化による、時分割 CSMA/CA の通信性能への影響を調査する。

評価トポロジとして、計画的に配置された無線メッシュ網を再現した  $5 \times 5$  のグリッド型トポロジを使用した。グリッド型トポロジは縦横に隣接するノードにのみ通信可能な状況を想定した。なお、スケジューリングはトポロジから部分 MAX-SAT のインスタンスを作成した上で、越村氏が作成した部分 MAX-SAT ソルバである qmaxsat [4] を用いて行った。本評価ではスロット数を 5、 $k$  の値を 2 としてスケジューリングした。スケジューリングの結果は図 9 に示す。通信経路に関しては、スケジュールが表すグラフにおいて最短路計算をした結果を静的に経路表に設定した。また、無線メッシュ網では事前に時間をかけたスケジュールの計算が可能なることから、ソルバの実行時間は 24 時間とし、これを超える場合はその時点での結果を出力している。事前実験の結果、実行開始直後には急激に衝突度が下がるが、24 時間の時点では十分に収束していることを確認した。スケジューリングの実行環境には、Core i5-3470 プロセッサ (3.2GHz,

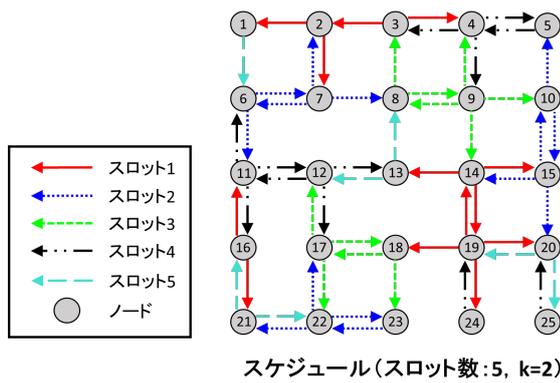
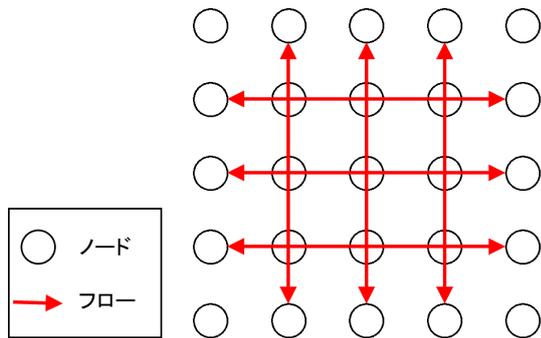


図 9: スケジューリング



6MB キャッシュ), 8GB メモリを搭載した一般的な PC を使用した。

シミュレーションは, ネットワークシミュレータ Scenargie バージョン 1.6 を用いて, 提案手法の通信性能を評価した。縦横の隣接ノード間の距離を 400[m], 通信規格には IEEE802.11g を用いた。スロット間隔は 20msec とした。送信電力は 20[dbm], 通信速度は 6Mbps と 12Mbps, 24Mbps の結果をそれぞれ計測した。その結果, 縦横の隣接ノード間のみ通信可能であり, 斜めには通信ができない。通信フローは, 図 10 のように縦横に CBR (Constant Bit Rate) 通信を計 12 本発生させた。ただし, スケジューリングによっては最短路ではなく迂回する場合もある。ペイロードサイズは 1472[Bytes] とした。そして, CBR 通信は 300 秒発生させ, 通信が安定した開始 60 秒後から計測を開始した。今回計測したのは, 総スループットとパケット到達率, パケット到達遅延である。実験は 5 回反復し, 平均値をとった。

### 3.2 シミュレーション結果

シミュレーションの結果を図 11~14 に示す。まず, 図 11 のパケット到達遅延を見ると, 6, 12, 24Mbps の各場合において, 送信レートがそれぞれ 1300, 2300, 2700kpbs を超えると急激に遅延が上昇する。これは, その時点で送信レートがネットワークの許容帯域を超え飽和し, 送信キュー溢れが発生したことを示す。つまり, リンク速

度が速い方がネットワークの許容帯域が大きいことがわかる。

一方で, 図 12 のスループットを見ると, それぞれ飽和点付近からスループットが低下しているが, 24Mbps の場合のスループットは著しく低い値である。ここで, 干渉によるフレーム損失数 (図 13) を見ると, 24Mbps の場合のみ著しく高い値である。つまり, 24Mbps では干渉の影響でフレーム損失が増大し, スループットが低下したことがわかる。具体的には, 24Mbps になると通信可能距離と干渉距離の差が大きくなり, 格子トポロジの対角方向のノードとの電波干渉が発生していた。対角方向の干渉は Single Disk Model では考慮できないことから, この種の干渉を防ぐためには, Double Disk Model 等のより現実に近い干渉モデルを用いる必要があることがわかる。

次に, 図 14 にパケット到達率を示す。飽和点よりも低い送信レート (6, 12Mbps のいずれの場合にも 900kpbs) からパケット到達率が低下することがわかる。これも, 先述の対角方向の干渉の影響であることが確認できた。つまり, 対角方向の干渉の影響がリンク速度の向上に伴って大きくなるため, リンク速度が向上するほどスループットに大きく影響したことがわかる。

最後に, 図 13 から, 6Mbps の方が 12Mbps よりもフレーム損失数が多いことがわかる。これは, スロット切替時の衝突が原因であった。つまり, スロット間隔が 20msec と短く, 6Mbps の場合には 1 スロットあたり 4~5 フレームしか送信できないため, 12Mbps の場合に比べてスロット切替時のフレーム衝突が多く発生していた。ただし, スロット切替時の衝突の影響は飽和点に近づかなければ現れないため, 通信性能への影響は比較的小さい。

## 4. おわりに

本論文では, 時分割 CSMA/CA を用いた無線メッシュ網の高速通信時の性能を評価した。評価の結果, 通信速度を向上させることによってデータフレームの損失数が増加し, 通信性能が低下することがわかった。これは, 通信速度を向上させると電波干渉の影響でフレームが損失しやすくなり, Single Disk Model と呼ばれる干渉モデルに基づいたスケジューリングでは考慮できない干渉によりフレーム損失が発生したためである。この問題を解決するための方法の一つは, Double Disk Model などのより現実に近い干渉モデルを用いることである。

## 5. 謝辞

本研究の一部は, 電気通信普及財団の研究助成により実施した。ここに記して謝意を表す。

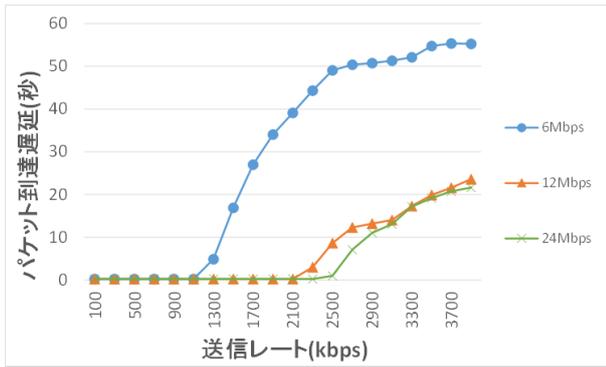


図 11: パケット到達遅延

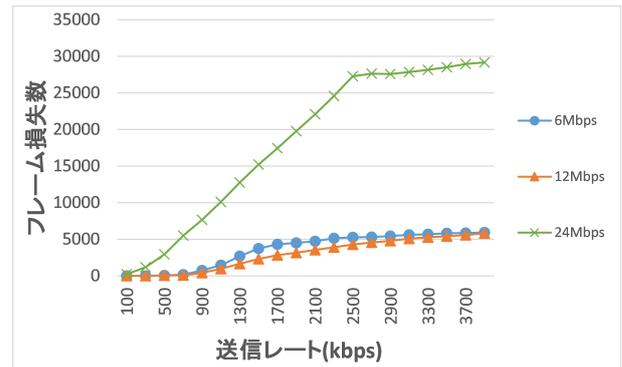


図 13: フレーム損失数

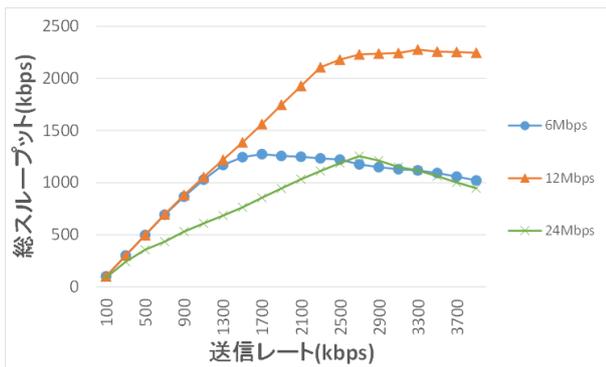


図 12: 総スループット

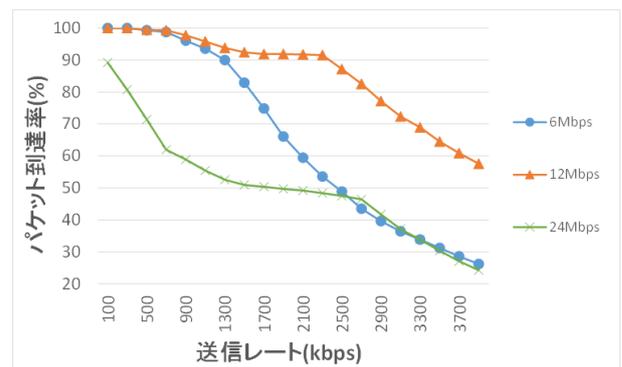


図 14: パケット到達率

## 参考文献

- [1] N. Thippavanh, 吉廣卓哉, “無線メッシュ網のための無線 LAN の緩い時分割による仮想多チャンネル化,” 第 22 回 マルチメディア通信と分散処理ワークショップ (DPSWS2014) (2014).
- [2] 西前太揮, 吉廣卓哉, “IEEE802.11 を用いた隠れ端末問題のない無線メッシュ網 ネットワークアーキテクチャとスケジューリング,” 第 22 回 マルチメディア通信と分散処理ワークショップ (DPSWS2014) (2014).
- [3] 岩間一雄, “アルゴリズム理論入門,” ISBN-4-7856-3125-2, 昭晃堂 (2001).
- [4] Yukihide Koshimura, “QMaxSAT: A Partial Max-SAT Solver,” Journal on Satisfiability, Boolean Modeling and Computation, Vol.8, pp.95-100 (2012).
- [5] I. F. Akyildiz and X. Wang, “Wireless Mesh Networks,” John Wiley & Sons, Ltd, Publication (2009).
- [6] B. Bharghavan et al., “MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs,” In Proc. ACM SIGCOMM '94 (1994).
- [7] J.L. Sobrinho, R.d. Haan, J.M. Brazio, “Why RTS-CTS is not your ideal wireless LAN multiple access protocol,” In Proc. WCNC '05 (2005).
- [8] K. Xu, M. Gerla, and S. Bae, “Effectiveness of RTS/CTS Handshake in IEEE 802.11 Based Ad Hoc Networks,” Ad Hoc Networks, Vol.1, Issue.1, pp.107-123 (2003).
- [9] R. Nelson and L. Kleinrock, “Spatial TDMA: A Collision Free Multi-hop Channel Access Protocol,” Communications, IEEE Transactions, vol.33, No.9, pp.934-944 (1985).
- [10] P.Gupta and P.Kumar, “The capacity of wireless networks,” Information Theory, IEEE Transactions on, vol. 46, no. 2, pp.388-404, Mar (2000).