Vol.2015-DPS-163 No.21
Vol.2015-MBL-75 No.21
2015/5/29

送信キュー長の交換による無線メッシュ網の効率化

竹田隼基[†1]　　吉廣卓哉[†2]

概要 : CSMA/CA を用いた無線メッシュ網では，隠れ端末問題の影響により，通信性能が大きく低減する問題がある．これを改善するために，RTS/CTS が用いられることが多いが，RTS/CTS 同士の衝突や，通信可能距離と干渉距離のギャップ等の影響により，その効果は限定的である．本研究では，隠れ端末の関係にあるノード間で送信キュー長に関する情報を交換し，キュー長が大きいノードを優先してフレーム交換をすることで，隠れ端末問題の影響を低減した効率の良い無線メッシュ網を実現する．具体的には，ノード間で送受信されるフレームに，その送信ノード及び近接ノードの送信キュー長を含める．これにより，ネットワーク内のノードは周囲のノードの送信キュー長を知る．各ノードは，それらの送信キュー長の値から，フレームを送信するアクティブ状態になるか，フレームを送信しないインアクティブ状態になるかを自律分散的に判断する．

On Improving Communication Efficiency by Exchanging Queue-length in Wireless Mesh Networks

Toshiki TAKEDA[†1]　　Takuya YOSHIHIRO[†2]

1. はじめに

無線メッシュ網は，通信ケーブルを敷設せずに安価にネットワークの接続範囲を広げる手段として，盛んに研究がなされている．古典的な無線メッシュ網としては，MAC プロトコルとして CSMA/CA を用いた無線メッシュ網が古くから研究されている[1]．これらの研究では，AODV[2]や OLSR[3]等の経路制御プロトコルを用いることで，無線リンクの品質や接続状態に応じて柔軟に通信経路を変化させるネットワークが実現できるが，主に隠れ端末問題の悪影響が深刻であり，未だに十分なスループット性能を実現できていない．一方，MAC プロトコルとして TDMA を用いることで，電波が衝突しない高速かつ効率的な通信を実現できると考えられている[4]．しかし，TDMA では正確なタイミング同期が必要になるだけでなく，時間とともに変動する通信パターンや無線リンクの品質に追従することが困難であり，変化に追従した柔軟な通信を実現できない．

CSMA/CA に基づいた無線メッシュ網において，隠れ端末問題等の悪影響を低減する研究が数多くなされてきた．RTS/CTS は，データフレームを送信する前に短い RTS/CTS フレームを交換することで，隠れ端末による干渉を防ぐ手法であり，IEEE802.11 の規格にも採用されている[5]．しかし，RTS/CTS フレームの衝突や晒し端末問題 [6]，電波の減衰の影響で RTS/CTS が働かない場合[7]等があり，通信性能は依然として十分な水準に達していない．

他にも，リンク通信品質を数値化したメトリック値をネットワーク全体に広告し，これを用いた最短経路計算により，通信性能に優れた経路を計算する動的メトリックも数多く計算されてきた[8]．また，複数の周波数チャンネルを効率利用する多チャンネル MAC プロトコル[9]や，複数のインタフェースを用いて適応的な経路制御を行う研究[10]など，様々な試みがなされている．しかし，十分に隠れ端末問題を解決するには至っておらず，通信性能は未だに低水準に留まっている．

本研究では，CSMA/CA に基づいた無線メッシュ網を対象とした従来とは異なる新たなアプローチとして，通信フレームに各ノードの送信キュー長の情報を載せて近隣ノードに知らせ，これに基づいて協調的に送信タイミングを制御することで，効率的な通信を実現する MAC プロトコルを提案する．具体的には，時々刻々と変化する近隣ノードの送信キュー長を常に把握し，キュー長が大きいノードが優先的にフレームを送信するように制御することで，隠れ端末によるフレームの衝突を低減する．フレームに追加の領域を必要とすることから通信効率面ではオーバーヘッドになるが，これによるフレーム衝突頻度の低減の効果は大きく，全体として大幅な通信スループットの向上につながる．

本論文の構成は以下のとおりである．第２章で提案手法を詳細に説明し，第３章では評価結果を述べる．最後に，第４章でまとめる．

2. 送信キュー長の交換による効率化手法

2.1 想定する無線メッシュ網

本研究では，IEEE802.11 に準拠した無線通信インタフェースを用いて通信する無線メッシュ網を想定しており，提案手法に関する動作以外の部分は CSMA/CA に従って動作する．（ただし RTS/CTS は動作させない．）ノード間のリンクは単一チャンネルで構築する．経路制御プロトコルに関する制約はなく，どのような経路制御プロトコルとも共存で

†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

Vol.2015-DPS-163 No.21
Vol.2015-MBL-75 No.21
2015/5/29

きるが，典型的には，現在一般的に用いられるプロアクティブ型もしくはリアクティブ型の最短路ルーティングプロトコルが想定される．各ノードには無指向性アンテナが備えられており，2 ノード間の距離がお互いの通信可能距離以内であれば互いに接続され，全体としてネットワークを形成する．

2.2 提案手法のアイデア

隠れ端末問題は 2 ホップ離れたノード（以降，**2 ホップノード**と呼ぶ）が同時にフレームを送信することにより発生する．そこで提案手法では，2 ホップノード同士が同時にフレームを送信することがないようにフレームの送信を制御することにより，隠れ端末問題が発生しない高効率な通信を目指す．まず，各ノードが 2 ホップノードに対して自身の送信キュー長を伝達し続けることにより，全てのノードが 2 ホップノードの送信キュー長の変動を常に把握できるようにする．各ノードは，自身の送信キュー長と把握した 2 ホップノードの送信キュー長を元にして，隠れ端末問題が発生しないように，自身のデータフレーム送信を許可するか，許可せずに待機するかを判断する．（Ack フレームは，いずれの状態でも送信する．）送信キュー長が大きいノードがフレームの送信を行い，フレームを送信するノードの隠れ端末関係にある全てのノードがフレームの送信を停止することによって，隠れ端末問題を防ぐ．

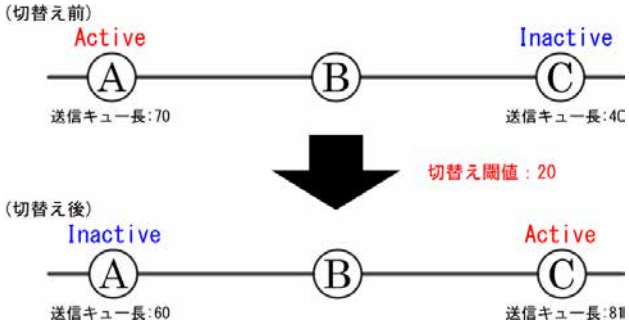

図 1 ：ノードの状態を切り替える様子

提案手法が動作するためには，各ノードが 2 ホップノードの送信キュー長を把握することが必要である．本研究ではネットワーク上を流れるデータフレームと ACK フレームに送信キュー長などの情報を含めることで，各ノードに 2 ホップノードの送信キュー長を知らせる．これを実現するために，まず，各ノードは隣接ノードの送信キュー長を常に把握する．これは，隣接ノードから送信されるフレームを全て読み取ることで行う．次に，各ノードは隣接ノードの送信キュー長をフレームに含めて送信する．ただし，全隣接ノードの値を含めるとデータサイズが大きくなるため，送信キュー長が大きいノードの情報を優先的にフレームに含める．（詳細は 2.4 節で述べる．）各ノードはこの情報を読み込むことによって，自分の 2 ホップノードのうち送信キュー長が大きいノードの送信キュー長を把握する．

提案手法では，送信キュー長が大きいノードが優先的にデータフレームを送信することによって効率的な通信を行う．各ノードは自身がデータフレームを送信できる状態（以降，**Active 状態**と呼ぶ）か，データフレームの送信を止め状態（以降，**Inactive 状態**と呼ぶ）かのいずれかであり，時間とともに状態を切り替える．基本的には，Active 状態のノードに対して，その 2 ホップノードの最大キュー長が自分のキュー長を上回ると，Active 状態のノードがそのノードに切り替わる．ただし，2 ホップノードのキュー長がほぼ同じであれば Active 状態のノードが頻繁に切り替わるため，しきい値T_rをバッファとして用いる．

具体例を用いて説明する．図 1 では，ノード A と C が 2 ホップ離れており，隠れ端末関係である．ノード A の送信キュー長 70 が C のキュー長 40 よりも大きいため，A が Active 状態，C が Inactive 状態である．ノード A は Active 状態であるため，データフレームを送信し，時間とともにキュー長が減少する．一方，C は Inactive 状態であるためデータフレームを送信せず，キュー長は変化しないか，増加する．しきい値$T_r = 20$とすると，A と C のキュー長がそれぞれ 60 と 81 になったとき，キュー長の差がT_r以上になるため，A が Inactive，C が Active に切り替わり，C がデータフレームの送信を開始する．このように，各ノードが 2 ホップノードの送信キュー長と自身の送信キュー長を比較して状態を変化させることで，隠れ端末関係にあるノード同士で同時にフレームを送信することを防ぐ．

ネットワーク全体でノードが協調的に状態を切り替え続けることで，隠れ端末問題の発生を低減できる．ネットワーク全体で干渉を低減することで，ネットワーク全体の通信性能が向上する．

2.3 送信キュー長の伝達

適切に状態の切り替えるためには，2 ホップノードに必要な情報を確実に知らせる仕組みが不可欠である．本節では，データフレームと Ack フレームにキュー長の情報を含めることの狙いと妥当性について議論する．

図 2 に送信キュー長の伝達の様子を示す．ノードの状態によって場合分けをする．図 2(a)では，通信フローが左から右に流れており，ノード A と B が Active 状態である．このとき，A と C が互いにキュー長の情報を得られるかどうかを考える．A は Active であるため，データフレームを B に送信し，B は Ack フレームを返す．C は Ack フレームを傍受できるため，A のキュー長を知ることができる．逆に，A も，C のキュー長を知ることができる．B は，隣接ノードである C が送信するフレームを常に傍受できるため，C のキュー長を常に把握している．このため，B が A に Ack フレームを返すときに，C のキュー長を含めると，A は C のキュー長を得られる．

同様に，図 2(b)(c)の場合には，A と C は互いのキュー長

Vol.2015-DPS-163 No.21
Vol.2015-MBL-75 No.21
2015/5/29

を知ることができる．図 2(b)では，B が Inactive だが，B は A からデータフレームを受信すると，Ack フレームを返すため，図 2(a)の場合と同様である．図 2(c)では，B が，隣接ノードである A と C のキュー長を把握しているため，B がデータフレームを送信する際に A と C のキュー長を含めることができる．

一方，図 2(d)の場合は，不都合が生じる．ノード A は Inactive であり，データフレームを送信しない．しかし，データフレームを受信すると Ack を返すので，隣接ノードである B は A のキュー長を常に把握できる．しかし，B も Inactive であるので，B が Ack フレームを送信しない限り，C に A のキュー長は届かない．同様に，B は C のキュー長も把握しているが，Inactive であるため，A に C のキュー長を届ける機会は B が Ack を送信するときに限られる．この不都合により，ノード間の状態に不整合が起きる可能性があるが，これは，データフレームと Ack フレームのみによりキュー長を伝達する際の限界の一つである．

上記のように，データフレームと Ack フレームにキュー長を含めると，多くの場合に，通信フローに沿って適切に情報を伝達できる．隠れ端末問題は，例えば，A が B に送信したときに C の電波が干渉することで発生するが，図 2(d)の場合を除いて，これを防ぐことができる．

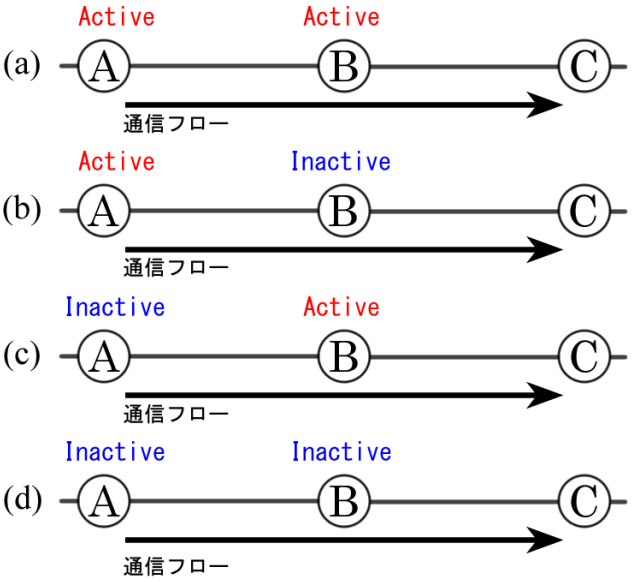

図２：送信キュー長の伝達

ここで，図 2(d)のように複数ノードが Inactive 状態になる問題の一つとして，抑圧連鎖問題を紹介する．図 3 では，A, B, C が 2 ホップの距離で並んでおり，キュー長がそれぞれ 80, 60, 40 である．このとき，B は A を優先して Inactive になる．同様に C も，2 ホップノードである B のキュー長が C より大きいため Inactive になる．しかし，B が Inactive であれば，C が Active になる方が，ネットワーク全体の効率は良くなる． このように，連鎖的に抑圧されて多くのノードが Inactive 状態になり，通信効率が下がる問題を抑圧連鎖問題と呼ぶ．図 3 の例ではノード C のみの問題であるが，実際にはより長い連鎖が発生し得るため，これを解決し効率を向上することが望ましい．

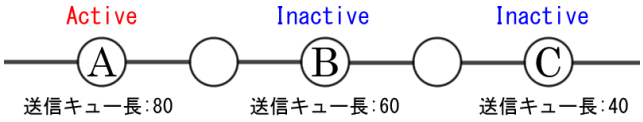

図３：抑圧連鎖問題

2.4 フレームの追加フィールド

提案方式では，データフレームと Ack フレームに送信キュー長を保持するフィールドを追加する．ただし，IEEE802.11 等の通信規格を必ずしも変更する必要はなく，ペイロード部分を利用するように実装することも可能である．

提案方式では，2 ホップノードのうち，キュー長が大きいノードを優先的に Active 状態にする．よって，追加フィールドには，キュー長が大きいノードの情報を優先的に格納する．追加フィールドは 3 つのエントリから構成され，固定長である．各エントリは 1 ノードの情報を格納することとし，対応するノードを以下に示す．

- エントリ 1：送信ノード（自身）．
- エントリ 2：受信ノード．
- エントリ 3：受信ノードを除いた隣接ノードのうち，キュー長が最大のノード．

図 4 は，ノード A から B にフレームを送信した様子を示す．このとき，エントリ 1 は A の情報を，2 は B の情報を，3 は A の隣接ノード C,D,E のうちでキュー長が最大であるノードの情報を保持する．B は，A の方向にあるキュー長最大ノードの情報を得，C,D,E は B の情報を得る．

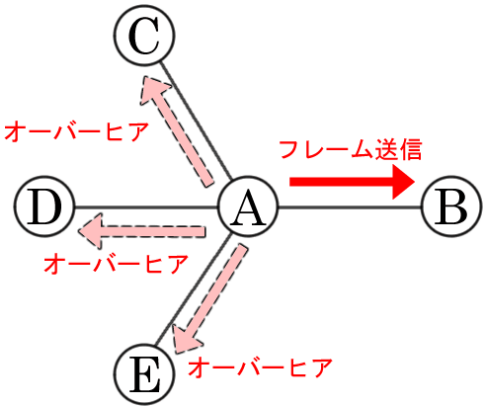

図４：フレーム送信時の情報伝達

各エントリには，「ノード ID」，「送信キュー長」，「送信状態フラグ」の３つの値を格納する．具体的なフォーマットやエントリのサイズについては適用する条件に応じて変更すれば良いが，本論文ではひとまず，エントリを 16 ビッ

表 1: ノードの状態変更ルール

自身の状態	2 ホップノードの状態	状態の切替条件	状態切替時の動作
Active 状態	Active 状態のノードが 1 つ以上ある	$L > N_{act}$ かつ $L > N_{inact} - T_r$	Active 状態を維持
		$L \leq N_{act}$ または $L \leq N_{inact} - T_r$	Inactive 状態に遷移
	全てのノードが Inactive 状態	$L > N - T_r$	Active 状態を維持
		$L \leq N - T_r$	Inactive 状態に遷移
Inactive 状態	Active 状態のノードが 1 つ以上ある	$L \geq N + T_r$	Active 状態に遷移
		$L < N + T_r$	Inactive 状態を維持
	全てのノードが Inactive 状態	$L > N_{valid}$	Active 状態に遷移
		$L \leq N_{valid}$	Inactive 状態を維持

トで表現することにする．具体的には，ノード ID を 8 ビット，キュー長を 7 ビット，送信状態フラグを 1 ビットとした．ノード ID として，例えば IP アドレスを用いる場合にはより大きな領域が必要になるが，無線メッシュ網ではあらかじめノードが設置されるため，これらとは別に事前にノード ID を割り振ることができる．ID は，IP アドレスとは異なり，各ノードから 2 ホップの範囲内で重複しなければそれで良い．送信キュー長は，ある程度の分解能があれば良い．送信状態フラグは Active か Inactive の 2 値を識別できれば良いため，1 ビットで良い．このフラグは，フレーム送信時に，自身の状態を格納して送信するために用いる．（データフレームを送信する場合には常に Active である．）

「送信キュー長」として，実際のキュー長を，例えば 8 ビットに納まるように線形に変換した値を用いても構わない．しかし，本論文では，実際のキュー長の対数をとり，これを 8 ビットに納める．具体的には，送信キュー長 L は以下の式により計算される．

$$L = ceil\left(\frac{log\ (Q_{len}+1)}{log\ (Q_{max}+1)} * 254\right)$$

ここで Q_{len} は送信キューに入っているフレームの大きさの合計であり，Q_{max} は送信キューの最大長である．*log* 関数は底が *e* の自然対数をとる関数，*ceil* 関数は小数点切り上げを行う関数である．このように対数で表現すると，キュー長が長いほど，値Lが変動しにくくなり，従って，状態の切り替えが緩やかになる．提案方式では，状態が切り替わるときに干渉が発生しやすく，状態の切替が頻発すると，通信性能が低下する．つまり，対数にすることで，トラフィックが大きいときほど緩やかに状態が切り替え，ネットワークのスループットを向上する．その一方で，状態の切替が遅いため，ネットワークの End-to-end 伝送遅延が大きくなる欠点もある．

2.5 状態の制御

各ノードは，フレーム受信時に得られる情報に基づいて自分の状態を決める．各ノードの情報は，その情報を受信した時刻と共にテーブルに記録しておく．ノードがフレームを受信すると，まずテーブルを更新してから，ノードの状態をルールに従って変更する．また，テーブル内の各ノードの情報に対して，これを受信してから一定時間が経過すると，タイムアウト処理を行うものとする．具体的には，ある 2 ホップノードが Active であるとき，一定時間T_eが経過してもそのノードの情報が更新されなかった場合には，Inactive 状態に書き換える．これは，後述するが，周囲のノード全てが Inactive 状態になり，ネットワークが停止してしまうことを防ぐ処理である．

ノードの状態変更ルールを表 1 に示す．ここで，L は自身の送信キュー長，N を送信キュー長が最も大きい 2 ホップノードの送信キュー長，N_{act}を Active 状態である 2 ホップノードのうち送信キュー長が最も大きいノードの送信キュー長，N_{inact}を Inactive 状態である 2 ホップノードのうち送信キュー長が最大のノードの送信キュー長，N_{valid}を過去T_e以内に情報の更新があったノードのうち送信キュー長が最大のノードの送信キュー長，T_rは状態を切り替えるときに用いるキュー長の差のしきい値である．

自身が Active で 2 ホップノードが全て Inactive である場合と，自身が Inactive で 2 ホップノードに Active ノードが存在する場合は，2.2 節と図 1 で説明したような通常の状態遷移である．Inactive ノードが Active ノードよりもT_r以上の差をつけてキュー長が大きい場合には，Active ノードが切り替わるように各ノードが状態を変更する．

自身が Active であり，2 ホップノードで Active なノードが存在する場合には，2 ホップの距離に，Active なノード

が複数存在することになる．キュー長の伝達に遅延等があると，このようなことが発生し得る．このときには，単純に，Active なノードのうち最もキュー長が大きいノード以外は Inactive に状態変更する．

自身と 2 ホップノードが全て Inactive であれば，互いのキュー長が伝達されず，ネットワークが停止している可能性がある．このため，タイムアウトしていない全ての 2 ホップノードよりも自身のキュー長が大きくなるタイミングで Active になることで，そのような状態を脱する．この処理は，抑圧連鎖問題の低減にも有効である．

3. 評価

3.1 実験シナリオ

Space-Time Engineering 社のネットワークシミュレータ Scenargie[11]を使用して評価を行った．ソフトウェアのバージョンは Scenargie 1.8 / Revision 16723 を用いた．

本実験で用いるネットワークトポロジについて説明する．一般的に，無線メッシュ網ではノードの通信範囲が何重にも重ならないように，ノード間の距離をある程度確保して計画的にノードを配置すると考えられる．そこで，本実験ではノードを等間隔に配置することによって，一般的な無線メッシュ網におけるトポロジを模倣する．本実験では 7 個のノードを一列に配置した直線トポロジ（図 5）と，1 辺 7 個の正方形に格子状に配置した格子トポロジ（図 6）を用意する．これらのトポロジでは，縦横方向のリンクは確立されるが，斜め方向のリンクが確立されないように，いずれも隣接ノード間の距離を 300m，送信電波強度を 15dbm に設定した．

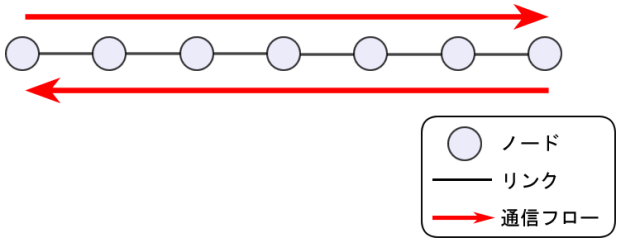

図 5：直線トポロジ

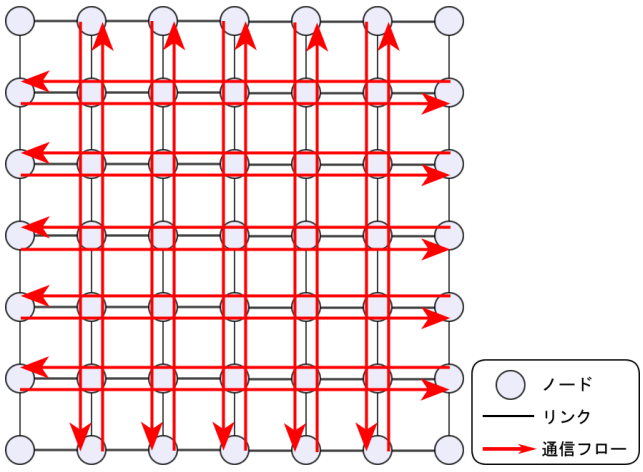

図 6：格子トポロジ

直前トポロジでは，両端のノード間で双方向に 2 本の通信フローを発生させ，格子トポロジでは最も外側の正方形の辺の上に位置するノードが対辺に対して計 20 本の通信フローを発生させる．発生させる通信フローは全て UDP を用いた CBR（Constant Bit Rate）通信である．複数の通信フローを発生させる場合は全ての通信フローで送信レートを統一する．直線トポロジでは，0.2Mbps から 2Mbps までの範囲で 0.2Mbps 刻みで通信フローの総送信レートを変更する．格子トポロジでは，0.2Mbps から 4Mbps までの範囲で 0.2Mbps 刻みで変更する．

デジタル信号の変調方式には BPSK0.5 を用いるため，ノード間を接続するリンクの帯域幅は 6Mbps となる．電波の周波数は 2412MHz に設定する．できる限り電波干渉によるフレーム損失の影響のみを計測するため，経路は静的ルーティングにより最短路を設定した．シミュレーション時間は 6 分間とし，実験開始後 1 分から 4 分の間に全ての通信フローを発生させる．IP パケットのサイズを 512 バイトとする．

本実験では，提案手法と既存手法を比較して提案手法の性能を評価する．既存手法には通常の CSMA/CA のみを用いる場合と RTS/CTS を用いる場合の 2 つの手法を用意する．

また評価指標として，ネットワーク全体の総スループット，パケットの到達率，パケットの伝達遅延，電波干渉によるフレームドロップ数の 4 つの指標を計測する．シミュレータのランダムシード値を変更して 5 回反復して実験を行った結果の平均値を計測結果として用いる．

3.2 パラメータの調整

評価に先立って，エントリ有効時間T_eと切り替えしきい値T_rに対して，最も性能を発揮する適正な値を調べる．

まず，T_rを 26 に固定しT_eを 10 ミリ秒から 100 ミリ秒までの範囲で 10 ミリ秒刻みで推移させて実験を行った．格子トポロジのシナリオを用いた．通信フローの送信レートは 1 本あたり 128kbps とした．その合計は 2.56Mbps である．パケット到達率を図 7 に示す．T_eの値によって性能が大きく変動するが、T_eが 40～60ms の範囲が適正と考えられる．

次に、T_eを 50ms に固定してT_rを 1, 10, 20, 26 と変動させた．T_rの値は送信キュー長が大きいノードと小さいノードの間における，フレームを送信するノードの切り替わりやすさを表しており，値を小さくするほど頻繁に切り替わり，大きくするほどあまり切り替わらなくなる．ただし，提案手法では送信キュー長を対数で表現しており，送信待ちフレーム数が 0 個の場合送信キュー長は 0 となり，1 個の場合 26 となる．そのため，T_rを 26 より大きくすると，ネットワークが空いているにもかかわらず送信キューに残ったパケットを送信できないという問題が発生する．図 8 に結果を示す．T_rを 26 としたときが，最も性能を発揮できる値であり，この値を適正値とする．

Vol.2015-DPS-163 No.21
Vol.2015-MBL-75 No.21
2015/5/29

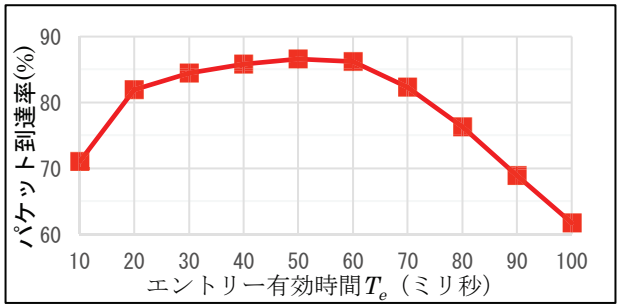

図 7： エントリ有効時間T_eに対する性能の変動

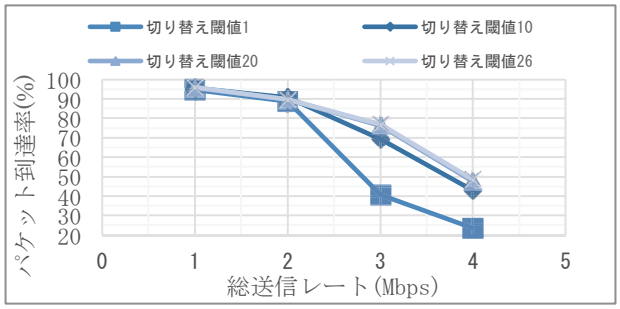

図 8： 切り替え閾値T_rに対する性能の変動

3.3 評価結果

直線トポロジの結果を図 9〜12 に示す．図 9 より，各手法が実現できる最大の総スループットは，提案手法が約 1Mbps，RTS/CTS が約 0.8Mbps，CSMA/CA が約 0.5Mbps であり，提案手法が CSMA/CA と比べて 2 倍，RTS/CTS と比べて 1.25 倍の最大スループットを実現している．図 10 より，パケット到達率も提案手法が最も高く，100%近い到達率をより長期にわたって維持している．図 11 では，0.8Mbps を超えるといずれも遅延が大きく上昇している．これは，ネットワークが飽和し，送信キューによる遅延が発生しているためである．提案手法は，飽和点となる送信レートが他の手法より大きいだけでなく，飽和前後を問わず，最も遅延を小さく保つことが可能である．図 12 は，干渉によるフレーム損失数を表している．これも，全ての手法の中で，提案手法が最も損失が少なく，優れていることがわかる．RTS/CTS でも特に飽和点を超えると損失数が多いことがわかるが，これは，RTS/CTS フレームの衝突を含んでいる．提案手法では，フレームにキュー長を載せることにより，RTS/CTS よりも確実に衝突を防ぐことに成功しており，隠れ端末問題に対する効果が高いことがわかる．

直線トポロジでは，隠れ端末の位置にあるノードは高々2 ノードである．このため，フレームの追加フィールドに，関係する全ノードの情報が格納できる．つまり，3 エントリに絞ったことの影響は見られないと考えられる．また，ネットワーク中で同時に Active になれるノードの割合も多く，キュー長が正しく伝達されやすい状況である．このような，提案手法にとって都合の良い状況ではあるが，フレームにキュー長を載せるアプローチが効果的に働くことを示すことができた．

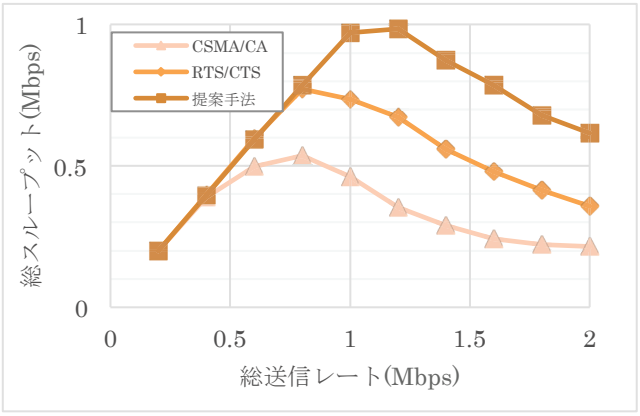

図 9：直線トポロジ（スループット）

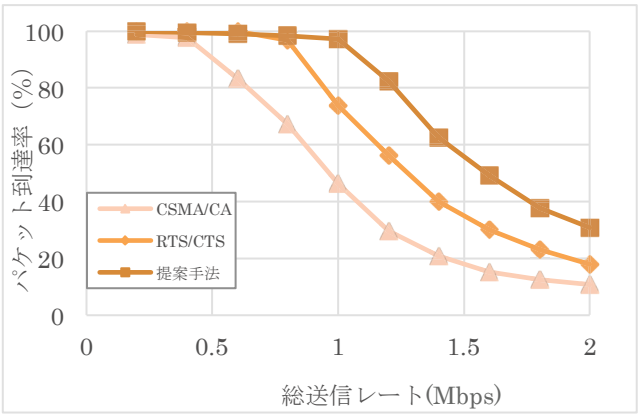

図 10：直線トポロジ（パケット到達率）

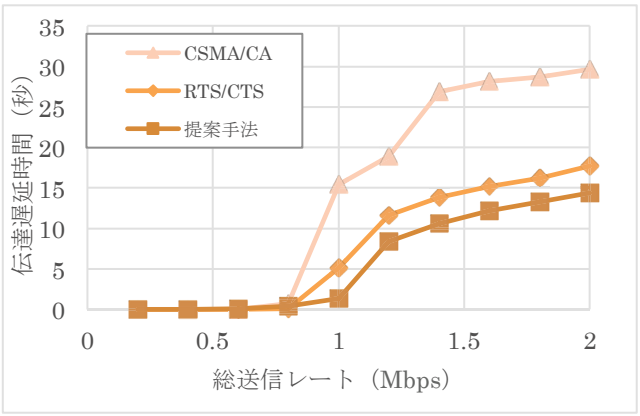

図 11：直線トポロジ（伝達遅延）

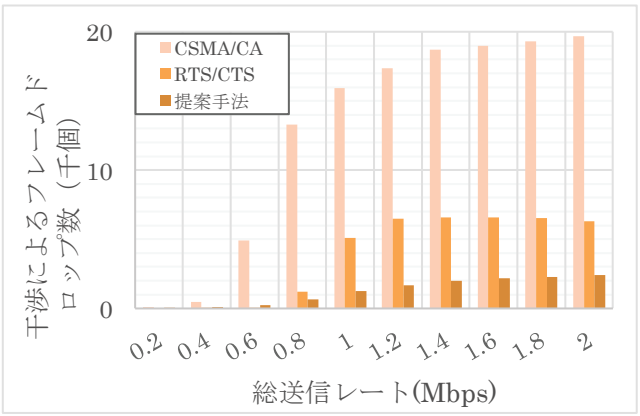

図 12：直線トポロジ：（干渉によるフレーム損失）

次に，格子トポロジの結果を図 13-16 に示す．図 13 はスループットの総計であり，最大のスループットは，提案手法で約 2.3Mbps，RTS/CTS で約 1.8Mbps，CSMA/CA で約 1.0Mbps となり，提案手法は CSMA/CA と比べて 2.3 倍，RTS/CTS と比べて 1.28 倍の最大スループットを実現できた．図 14 はパケット到達率の結果である．提案手法が最も高い送信レートまで比較的高いパケット到達率を達成している．しかし，RTS/CTS が飽和点まではほぼ 100%の到達率を達成しているのに対して，提案手法では少しずつその値が低下している．これは，キュー長の伝達が遅れることで，隠れ端末の関係にある 2 ノードが Active になり，激しく干渉していたことが原因であった．つまり，隣接ノード数が増加したことで，各ノードが Active になれる時間が減少し，キュー長の伝達に影響することで，スループットや到達率が低減していた．図 15 は伝達遅延の結果であるが，同様の傾向が認められ，伝達遅延にも悪影響が認められる．また，1.6Mbps あたりで，到達遅延が大幅に悪化しているが，これは，一部の通信フロー（中央のノードを通る 4 本）の 2 ホップノード数が他に比べて多いためネットワークが飽和し，送信キューによる遅延が発生したことによる．総括すると，全体的には提案手法の方が優れた性能を示したが，比較的低い送信レートでも干渉による性能の低下が見られたと言える．

最後に，図 16 は干渉によるフレームドロップ数の結果であるが，ここでも同様の傾向が見られる．つまり，1.8Mbps あたりまでは RTS/CTS の方が優れているが，2.0Mbps からは提案手法の方が優れている．1.8Mbps までのパケット到達率の低下が干渉によるものであることを裏付ける結果となった．

4. おわりに

本研究では，MAC プロトコルとして CSMA/CA を用いる無線メッシュ網において，キュー長を近隣ノードで交換することによって隠れ端末問題の影響を低減し，通信性能を向上する手法を提案した．キュー長が大きいノードを優先してデータフレームを送信させることで，2 ホップノード間でフレームが衝突することを防ぐ．評価実験により，提案手法が RTS/CTS よりも高い性能を持つことを示した．一方で、提案手法はキュー長の伝達不良により，比較的低い送信レートでも多少のフレーム損失が生じることが明らかとなった．

今後の課題の一つは，キュー長の伝達不良に起因するフレーム損失を防止し，ネットワークが飽和するまでほぼ 100%の到達率を達成できる方法を開発することである．また，格子だけでなく，他のトポロジーでの評価を行うことで，提案手法の性質をさらに明らかにすることも課題として挙げられる．

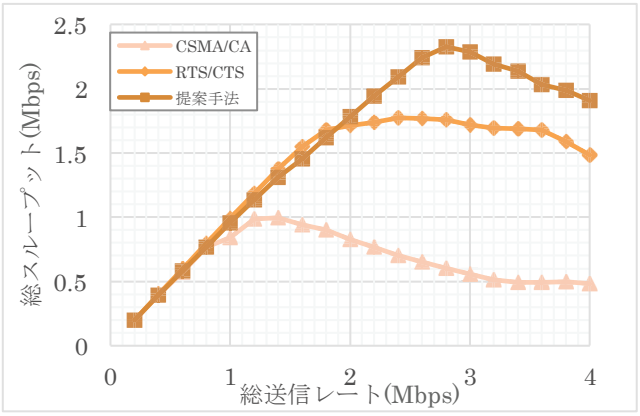

図 13：格子トポロジ（スループット）

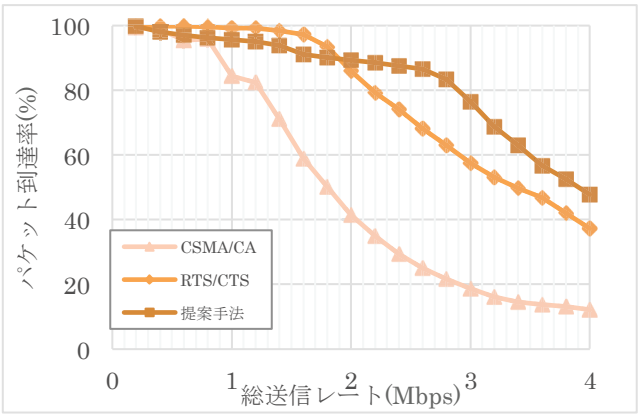

図 14：格子トポロジ（パケット到達率）

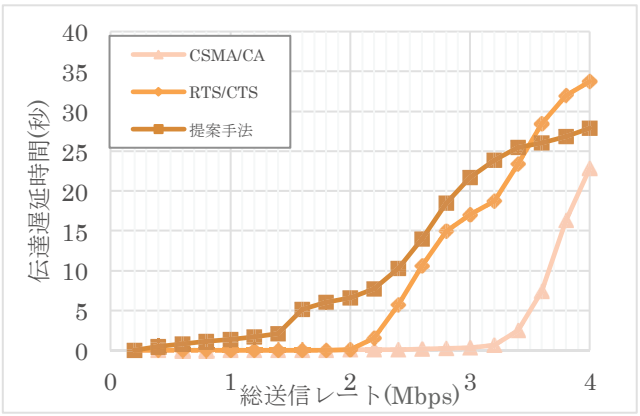

図 15：格子トポロジ（伝達遅延）

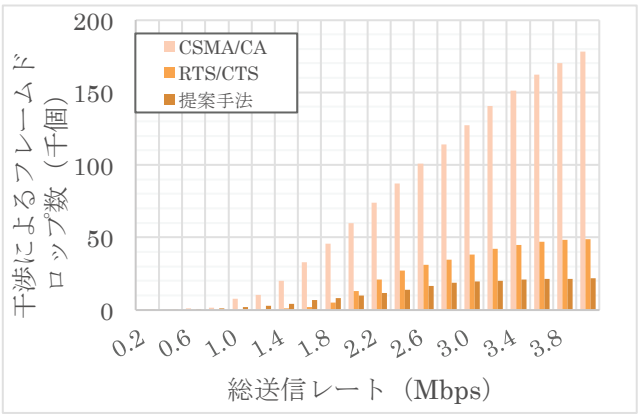

図 16：格子トポロジ（干渉によるフレーム損失数）

Vol.2015-DPS-163 No.21
Vol.2015-MBL-75 No.21
2015/5/29

参考文献

[1] I.F.Akyildiz, and X.Wang, “Wireless Mesh Networks”, John Wiley & Sons, Ltd, Publication, 2009.

[2] C. Perkins, E. Belding-Royer, and S. Das, ”Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing,” IETF RFC3561, 2003.

[3] T. Clausen, P. Jacquet, ”Optimized Link State Routing Protocol (OLSR),” IETF RFC 3626, 2003.

[4] R. Nelson and L. Kleinrock, ”Spatial TDMA: A Colli- sion Free Multi-hop Channel Access Protocol,” Communications, IEEE Transactions, vol.33, No.9, pp.934–944, 1985.

[5] IEEE802.11 WIRELESS LOCAL AREA NETWORKS, http://www.ieee802.org/11/ (referred in Feb 2015).

[6] J.L. Sobrinho, R. de Haan, J.M. Br´azio, ”Why RTS-CTS Is Not Your Ideal Wireless LAN Multiple Access Protocol, ” In Proc WCNS’05, 2005.

[7] 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.

[8] D. De. Couto, D. Aguayo, J. Bicket, and R. Morris ”A High-Throughput Path Metric for Multi-Hop Wireless Sensor Networks,” In MOBICOM (2003).

[9] J. Mo, H.S So, and J. Walrand, ”Comparison of Multi-channel MAC Protocols,” IEEE Transactions on Mobile Computing, Vol.7 Issue.1, 2008.

[10] H. Kanaoka and T. Yoshihiro, ”Combining Local Channel Selection with Routing Metrics in Multi-channel Wireless Mesh Networks,” The seventh International Conference on Mobile Computing and Ubiquitous Networking (ICMU2014), 2014.

[11] Space Time Engineering, Network Simulator Scenargie, https://www.spacetime-eng.com/en/ (referred in Feb. 2015.)