

無線マルチホップネットワークにおける レートに基づく受信機会制御方式による QoS 保証

高瀬 琢磨^{†1} 小室 信喜^{†1} 阪田 史郎^{†1}
塩田 茂雄^{†2} 村瀬 勉^{†3}

無線 LAN による通信がますます普及し, 多様なサービスが提供されている. その中で, 音声や動画配信等のマルチメディア通信において安定した通信を提供するための QoS 制御が重要性を増している. これまでシングルホップネットワークにおいて, QoS 制御は数多くの研究が行われた. また, QoS 制御が可能な MAC プロトコルとして IEEE 802.11e が標準化された. しかし, 無線マルチホップネットワークにおける研究は十分にされておらず, IEEE 802.11e もマルチホップネットワークにおける動作について十分な評価はされていない. そこで本論文では, マルチホップネットワークでも QoS 制御可能な MAC 層で動作する方式を提案する. 提案方式では, 以前筆者らが提案したシングルホップにおける QoS 制御方式をマルチホップ環境に応用し, 優先フローの要求スループットを確保する. シミュレーションにより, 提案方式の有効性を確認する.

QoS Guarantee by Rate based Receiving Opportunity Control in Wireless Multi-hop Network

TAKUMA TAKASE,^{†1} NOBUYOSHI KOMURO,^{†1}
SHIRO SAKATA,^{†1} SHIGEO SHIODA^{†2}
and TUTOMU MURASE^{†3}

Wireless LAN communication for various services have been widely used. QoS control for multimedia communication has been increasingly important. A number of QoS control schemes have been proposed for single-hop networks. IEEE 802.11e was also standardized as MAC protocol for QoS. However, in multi-hop networks, QoS control studies are few, and IEEE 802.11e is not sufficiently evaluated. In this paper, we propose a novel QoS control scheme in MAC layer, which guarantees throughput of high-priority flow in multi-hop networks. In the proposed scheme, Receiving Opportunity Control (ROC) scheme, which the authors previously proposed, is applied to multi-hop networks. We show the effectiveness of the proposed scheme by simulation.

1. はじめに

配線が不要でコストが低いという利点を活かし, 家庭や会社内において無線 LAN による通信が広く行われるようになった. テレビ会議や動画ストリーミング等, 様々なサービスが提供され, パケットロスや遅延等, 通信の品質を示す QoS (Quality of Service) がより注目を集めている. さらに 100Mbps 以上の高速な通信が可能な IEEE 802.11n¹⁾ が実用化され, 今後無線 LAN による通信量は大きく増加すると考えられる. そのため, 膨大なトラフィックが行われるネットワークにおいて, どの通信を抑制し, どの通信を優先させるかといった優先制御が重要となる.

現在の無線 LAN の MAC 層における制御は IEEE 802.11 DCF (Distributed Coordination Function, 以下 DCF)²⁾ で行われる. これはデータフレーム送信前に他の端末との衝突を回避するため, バックオフ時間待ち, その後, チャネルが利用されていないことを確認しデータフレームを送信する. このバックオフは CW (Contention Window) というランダムな値によって決定される. DCF は競合ベース (contention-based) であり, 全てのフローが均等に通信を行う機会を得ることができる. しかし, ある特定のフローに通信機会を多く与えることができず, QoS を制御することができない.

QoS 制御のための規格として, IEEE 802.11e (以下 11e)³⁾ がある. これは, 優先度別に設けた 4 つの AC (Access Category) 毎に異なるバックオフ期間を設けたり, 特定のフローに優先的に資源を割り当てることで QoS を確保する MAC プロトコルである. しかし, ネットワーク輻輳時に QoS 制御の効果が薄れてしまう問題や, アクセスポイント (以下 AP) に加え全端末を 11e に対応させる必要があるため, 導入にコストがかかる問題がある.

固定インフラが不要なマルチホップネットワークは, 災害時などに応用が期待される. しかし, 隠れ端末問題やさらし端末問題により干渉が多発し, 通信品質が悪化してしまう. また, 干渉の影響によりシングルホップネットワークよりも通信容量が少なくなるため, 効果的な QoS 制御方式が求められる.

筆者らは以前, シングルホップにおいて AP のみの変更で QoS 制御を行う ROC with TBF (Receiving Opportunity Control with Token Bucket Filter) を提案した⁴⁾⁵⁾. これ

^{†1} 千葉大学大学院 融合科学研究科

^{†2} 千葉大学大学院 工学研究科

^{†3} NEC システムプラットフォーム研究所

は TBF⁹⁾ という流量制御の仕組みを利用した方式である。AP は非優先フローに対して許可する通信量を示すトークンを定期的に生成することで QoS 制御を行う。AP はトークンの有無によって非優先フローのフレームを受信するか拒否するかを判断する。フレームを受信拒否された非優先フローの送信元端末はランダムな待ち時間であるバックオフ期間を長くするため、この間に優先フローに多くのフレームを送信させ、QoS 制御を行うことができる⁸⁾。

上述した方式は、マルチホップネットワークを考慮しておらず、同環境下において QoS を保証する方式についての研究は少ない。QoS 制御プロトコルを用いた方式⁶⁾ や、クロスレイヤで QoS 制御を行う方式⁷⁾ 等があるが、全ての端末に変更を加える必要があるため、実装が難しいという問題がある。

そこで本論文では、ROC with TBF を応用し、マルチホップネットワークにおいても QoS 制御が可能な方式を提案する。提案方式では、優先フローを扱う AP は非優先フローに対し、定期的にトークンを生成し、これを用いて非優先フローの通信抑制を行う。同時に、一定期間毎に発信されるビーコンにトークン制御メッセージを付加し、他の非優先フローを扱う AP に同様の通信抑制を行うよう通達する。提案方式は既存プロトコル上で動作し、AP のみの変更で実装が可能である。シミュレーションにより、提案方式の有効性を示す。

以下、2 で既存方式及び既存研究について述べ、3 で提案方式について説明する。4 ではシミュレーションを行った結果について評価を行い、5 でまとめとする。

2. 既存方式

2.1 IEEE 802.11e

11e では MAC 層における QoS 制御を目的とした EDCA (Enhanced Distributed Channel Access) 方式が用いられる。EDCA では、フレームの種類によって異なる優先度を付けている。1 つの端末には優先度別に 4 つの AC が定義されており、それぞれに送信キューが用意されている。AC は優先度の高い順に、AC_VO (音声データ用)、AC_VI (ビデオデータ用)、AC_BE (ベストエフォート用)、AC_BK (バックグラウンド用) と定義される。

EDCA では、優劣に差をつけるため、4 つの AC 別のキューに異なるフレーム送信までの CW を設定する。優先度の高い AC には小さい CW の値を、優先度の低い AC には大きい CW の値を設ける。また、AIFS (Arbitration IFS) というバックオフ期間前の短い待ち時間も AC 別に設けることで、異なる AC 間でバックオフ期間が同じとなった場合でも差別化が可能となる。これによって、優先度が高いフレームを相対的に多く送信できる。

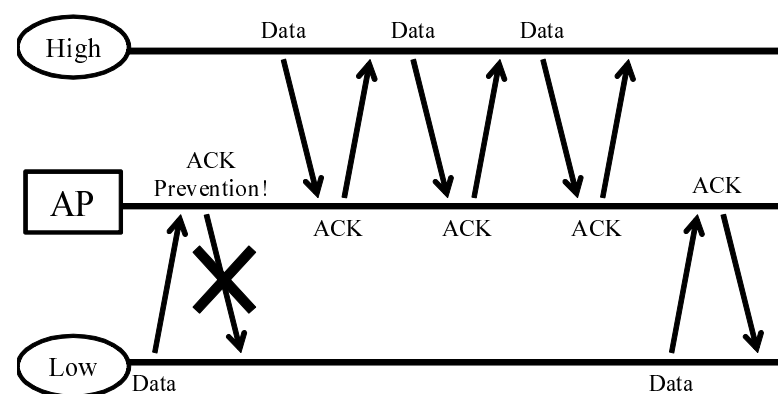


図 1 ROC 動作例

このように、EDCA は高い優先度のフレームを優先して送信することで QoS 制御を行うが、通信端末が増加すると輻輳が発生し、優先制御効果が低下してしまう問題がある。また、優先度クラスが 4 つと決められており、これ以上細かく優劣を付けることができない。

2.2 ROC

ROC は DCF のバックオフを利用した QoS 制御方式である。動作例を図 1 に示す。ROC では非優先フローに対し、受信拒否確率を設ける。AP が非優先フローからデータフレームを受け取った場合、この受信拒否確率により ACK を送信せずにデータフレーム受信を拒否する。受信拒否された非優先フローはフレームを再送するが、このとき平均バックオフ期間を長くするので、フレーム送信までの待ち時間が長くなり、フレーム送信頻度が少なくなる。これにより優先フローは非優先フローよりも短い平均バックオフ期間でフレームを送ることができるので、相対的にフレーム送信頻度が増加し、スループットが上昇する。

ROC は 11e のような優先度クラス概念がないため、受信拒否率によってきめ細かな QoS 制御が可能となる。また、ネットワーク輻輳時にも QoS 制御効果が薄れにくい特徴がある。このように、ROC は 11e に比べ、柔軟な通信機会制御が可能であり、AP のみの変更で実装可能という利点がある⁸⁾。

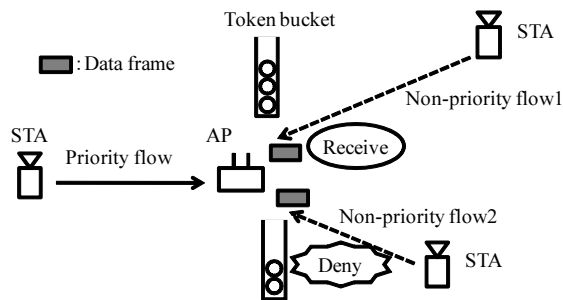


図 2 ROC with TBF 概要図

2.3 ROC with TBF

ROC with TBF は既存の ROC を改善した方式である。ROC は非優先フローのフレーム受信拒否を確率によって行う。そのため、優先フローの要求スループットを得られたとしても、スループットが不安定になる⁴⁾。ROC with TBF は安定した要求スループットを得るため、フレーム受信拒否を確率ではなく、トークンを利用して行う。概要図を図 2 に示す。

AP は各非優先フローに対し深さ B のトークンバケツ（以下バケツ）を用意し、トークン生成レート r で定期的にトークンを作り、バケツの中に溜める。このときのトークンの単位は byte とする。非優先フローからフレームが送られてきたとき、その非優先フローに対応するバケツにフレームサイズ分のトークンがあればそのフレームを通常通り受信する。一方、バケツに十分なトークンがなければ、フレームの受信を拒否する。受信拒否は ROC と同様にフレームに対する ACK を返さないことで行う。このようにフレームの受信拒否を確率ではなく、トークンの有無によって判断するため、安定したスループットを得られる。

図 2 において、1 つのフレームが 3byte 長、1byte につき 1 トークンを消費すると仮定する。非優先フロー 2 からフレームが送られてきたとき、このフローに対するバケツにトークンは 2 つしか存在しない。よって、AP は非優先フロー 2 のフレーム受信を拒否する。これに対し、非優先フロー 1 からフレームが送られてきたとき、バケツには 3 つ分のトークンが存在する。よって、AP はこのフレームに対して ACK フレームを送信し、通常通りの処理を行う。このとき 3 つ分のトークンは消費される。

ROC with TBF では、AP は 1 秒毎に各フローのスループットを計測する。優先フローの要求スループットを得るため、以下のように非優先フローのトークン生成レートを変動させる。

- (1) 優先フローが要求スループットを得ていない場合、非優先フローのトークン生成レートを前期間レートの 5% だけ下げる。
- (2) 優先フローが要求スループットを得ている場合、非優先フローを過度に圧迫している可能性があるため、トークン生成レートを前期間レートの 5% だけ上げる。

トークン生成レートを上げればその分通信できるフレーム数が増加し、下げれば通信できるフレーム数が減少する。このようにトークン生成レートを増減させることで非優先フローの通信量を制御し、優先フローの要求スループットを確保する。ROC with TBF は、優先フローのスループットが要求される値を満足しているためトークン生成レートを変動させるため、AP は要求スループットを何らかの方法で知る必要がある。

3. 提案方式

前章で述べた既存方式は、いずれもマルチホップネットワークを想定していないため、マルチホップ環境下においては QoS 制御が困難になるという問題がある。そこで本論文では、ROC with TBF をマルチホップネットワークに応用し、同環境下においても QoS 制御が可能である方式を提案する。提案方式では、ROC with TBF の利点であるユーザ端末に変更を加えない点を引き継ぎ、さらに AP が優先フローの要求スループットを知らなければならぬという制約を無くすことができる。

提案方式では、優先フローを検知した AP は非優先フローに対してトークンを生成し、動作を開始する。AP は 0.1 秒毎に優先フローのスループットを計測し、その増減に応じて非優先フローのトークン生成レートを調節する。このとき、計測したスループットは、10 個分のサンプルの平均、つまり前 1 秒間のスループットを評価する。これは 0.1 秒間のスループットは、マルチホップネットワークにおいては不安定になる傾向があり、提案方式の動作に大きな影響を与えるためである。AP は 3 秒間優先フローのフレームが送られてこなかった場合、通信が終了したと見なし、動作を終了する。

非優先フローのトークン生成レートの調節は、第 1 段階と第 2 段階の 2 つの段階に分けて行う。トークン生成レートを第 1 段階で大きな値を短時間で決め、その後第 2 段階できめ細かく変動させることで、できるだけ早くスループットを安定させる。

また、マルチホップネットワークにおいては、シングルホップネットワークよりもフロー間の干渉による影響が大きい。優先フローの要求スループットを確保するにはこのフロー間の干渉を抑える必要がある。そこで提案方式では、優先フローの干渉域にある離れた非優先フローに対してもトークンによる通信量制御を行うため、AP が発信するビーコンにトーク

表 1 第 2 段階におけるトークン生成レートの変動

		前期間にトークン生成レートを	
		上げた場合	下げた場合
優先フローの スループット	向上	$+R_{up}(\%)$	$-R_{down}(\%)$
	低下	$-R_{down}(\%)$	$+R_{up}(\%)$
	変化なし	$+R_{up}(\%)$	$+R_{up}(\%)$

ン制御メッセージを付加する。これにより優先フローの干渉域にある非優先フローの通信量を制御し、優先フローの要求スループットを確保する。

3.1 第 1 段階

第 1 段階ではトークン生成レートを大きく変動させ、優先フローの要求スループットを確保するために、非優先フローに与える大まかなスループットを決める。第 1 段階は次の 2 通りの発生パターンがある。

- 優先フローを通信中の AP に非優先フローの通信が開始された場合、AP は非優先フローのトークン生成レートを $1/R_1$ ($0 < R_1 < 1$) 倍に増加させる。トークン生成レートの初期値は 50kbps とする。次の計測期間で優先フローのスループットが減らなかった場合、トークン生成レートをさらに $1/R_1$ 倍に増加させる。優先フローのスループットが減少した場合、トークン生成レートを R_1 倍にし、第 2 段階に移る。
- 非優先フローを通信中の AP に優先フローの通信が開始された場合、AP は非優先フローのトークン生成レートを R_1 倍に減少させる。優先フローのスループットが上昇した場合、トークン生成レートをさらに減少させる。優先フローのスループットが増加しなくなった場合、第 2 段階に移る。

3.2 第 2 段階

第 2 段階では非優先フローのトークン生成レートをきめ細かく変動させ、スループットの安定化を図る。トークン生成レートの変動を表 1 に示す。この段階では前期間に非優先フローのトークン生成レートを上げたか下げたか、そして優先フローのスループットが増加したか減少したかで調節する。

以上に挙げた第 1 段階、第 2 段階で非優先フローのトークン生成レートを変動させ、優先フローの要求スループットを確保する。トークン生成レートを上げるか、下げるかは優先フローのスループットの増減により決定されるため、AP は優先フローの要求スループットを知る必要がない。

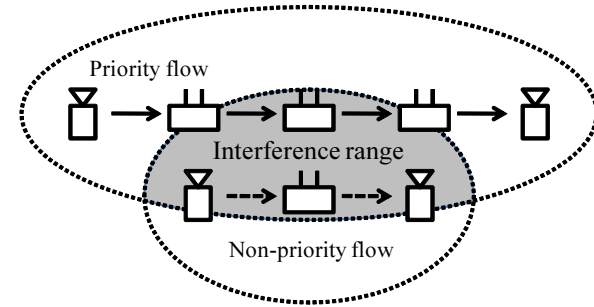


図 3 フロー間干渉

表 2 トークン制御メッセージ

トークン制御メッセージ	意味
Rate-up	トークン生成レートを上げる
Rate-down	トークン生成レートを下げる
Free	トークン制御を終了する
None	デフォルト

3.3 フロー間干渉

マルチホップネットワークでは、あるフローの周囲に別のフローが存在する場合は考えられる。第 1 段階及び第 2 段階の一連の動作は、同一 AP に優先フロー及び非優先フローが存在する場合にのみ発生する。よって、図 3 のように、優先フローと非優先フローが交差せず、並行して通信を行うようなトポロジにおいては、非優先フローに対してトークンによる処理が行われない。この場合、QoS 制御が出来ないため、優先フローが所望のスループットを得られない。このフロー間干渉の問題を解決するため、提案方式では次のような動作を行う。

AP は、優先フローのスループットを計測した際、その増減に応じて他の AP にトークン制御メッセージを送信する。このメッセージは AP が一定期間毎に発信するビーコンに付加されて発信される。ビーコンの発信周期は主に 100ms 又は 200ms が用いられるが、提案方式では 100ms とする。このトークン制御メッセージを受け取った AP は、自分が非優先フローのみを扱っている場合、メッセージに応じて非優先フローに対してトークンを生成し、制御を開始する。メッセージの種類とその意味を表 2 に示す。

このトークン制御メッセージによるレートの変動は第 2 段階と同様で、レートを上げる場合は R_{up} 、下げる場合は R_{down} とする。Free メッセージは AP が優先フローが終了した

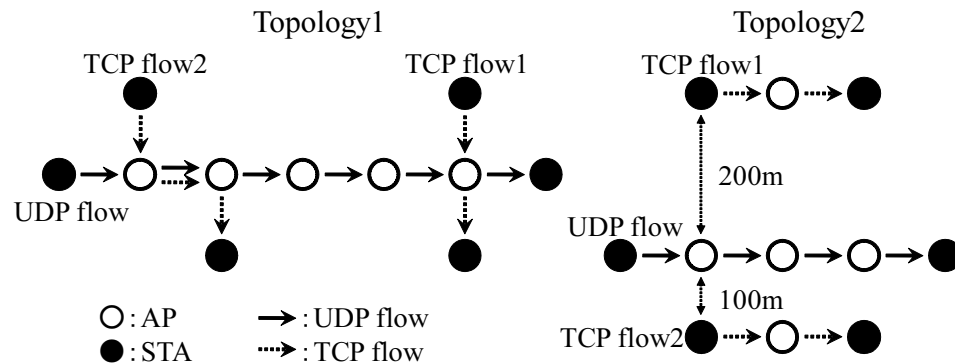


図 4 シミュレーショントポロジ

と見なした場合に送信され、非優先フローのみを扱う AP がこれを受け取った場合、制御を停止する。

マルチホップネットワークにおいては、周囲に複数の AP が存在する場合があります、数種類のトークン制御メッセージを同期間に受信することが考えられる。この場合、AP は自分が優先フローを扱っている場合は、他の AP のメッセージを無視し、自身の制御に基づいて処理を行う。非優先フローのみを扱っている AP の場合、トークン生成レートを下げる Rate-down メッセージを最優先とする。次にトークン生成レートを上げる Rate-up メッセージ、Free メッセージ、最後に None メッセージの順に優先する。これは優先フローのスループットをできるだけ安定して確保するためである。

また、優先フローを扱うある AP1 が別の AP2 から非優先フローのフレームを受信した場合、そのフレームに対してはトークンによる制御を行わないものとする。例えば、送信元端末-AP2-AP1 のルートがあるとする。仮に AP1 が制御を行った場合、非優先フローの送信元端末からのフレームが AP2 を通過したにもかかわらず、AP1 で受信拒否される場合がある。つまり送信元端末-AP2 間のフレーム送信時間が無駄になってしまう。よって、AP 間のフレーム送受信は、優先フローと非優先フローのフレームに関係なく通常通り行われる。

4. シミュレーション

4.1 基礎シミュレーション

提案方式の有効性を確認するため、計算機シミュレータに実装し、評価を行った。マルチ

表 3 シミュレーション諸元

Parameter	Value
物理層	IEEE 802.11b 11Mbps
優先フローレート	0.8Mbps
TCP バージョン	TCP Reno
トークン生成間隔	1msec
トークンパケットサイズ	100kbytes
フレームサイズ	1000 bytes
シミュレーション時間	50sec
R_1	60%
R_{up}	5%
R_{down}	15%

表 4 フロー発生期間

Table 4 Communication period of flows.

UDP flow	5s~25s
TCP flow1	0s~20s
TCP flow2	10s~30s

メディア通信に用いられ、リアルタイム性が必要とされる UDP フローを優先フロー、メールやファイル通信に用いられる TCP フローを非優先フローとする。TCP フローは動画や音声のようにリアルタイム性が求められず、ある程度遅延が生じても許容されるとする。

シミュレーショントポロジを図 4 に示す。今回のシミュレーションでは簡単なトポロジを用いて、提案方式の基本的性能を評価する。トポロジ 1 では優先フローと非優先フローが交差する環境、トポロジ 2 では交差せず、フロー間干渉が発生する環境を想定した。トポロジ 1 ではノード間の距離は 100m とし、トポロジ 2 においては UDP フローと TCP フロー 1 間の距離を 200m、UDP フローと TCP フロー 2 間の距離を 100m とする。データ通信可能な距離は 100m、キャリアセンス範囲は 200m とする。評価対象は DCF、11e 及び提案方式とする。

シミュレーション諸元を表 3 に示す。UDP を用いる優先フローの要求スループットは、一般的なテレビ会議システムを想定し、0.8Mbps とする。TCP バージョンは最も多く使われている TCP Reno を用いる。AP は 1ms 間隔でトークンを生成し、パケットのサイズは 100kbytes とする。なお、それぞれのフローの発生期間は、トポロジ 1、2 に関わらず、表 4 の示す通りである。

今回のシミュレーションでは、第 1 段階のトークン生成レート変動率 R_1 を 60%、第 2 段

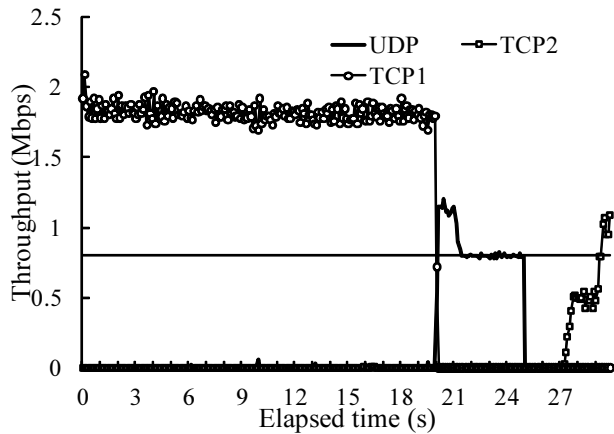


図5 トポロジ1におけるDCFでのスループット

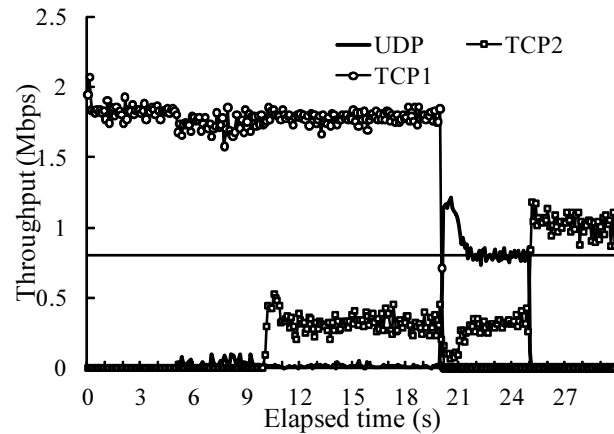


図6 トポロジ1における11eでのスループット

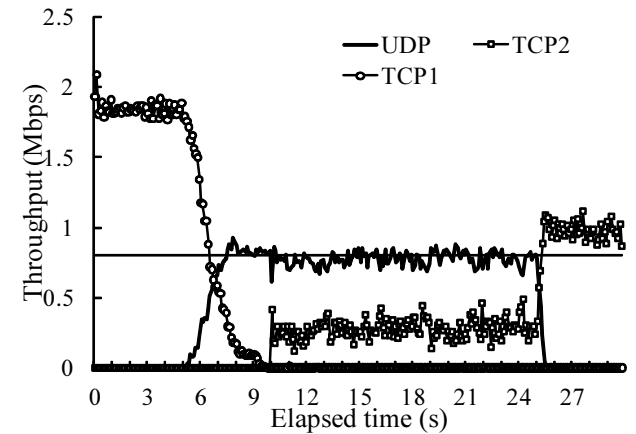


図7 トポロジ1における提案方式でのスループット

階のレートを上上げる変動率 R_{up} を 5%, 下げる変動率 R_{down} を 15% とする. R_{up} と R_{down} が異なるのは, 優先フローのスループットを出来るだけ安定して確保することを目的とするためである. 上げる場合はその分非優先フローの通信量が増加するので, 優先フローのスループットに与える影響を抑えるため, 少しずつ上げる. 下げる場合は比較的大きく下げ, 優先フローの要求スループットを確保するために少し余裕を持たせた状態とする.

トポロジ1におけるDCFのシミュレーション結果を図5に, 11eの結果を図6に, 提案方式の結果を図7に示す. 図5から図7を通して, 直線はいずれもUDPフローの要求スループットである0.8Mbpsを示す. DCFの結果では, 優先フローであるUDPフローは所望のスループットを得ていない. これは, 非優先フローであるTCPフローの干渉を受け, 十分な通信機会を得ることが出来ないためである. 特にTCPフロー1の干渉の影響が大きく, このフローが発生する0s~20sの期間は, UDPフローはほとんど通信できていない. UDPフローのノードがTCPフロー1のノードと隠れ端末の関係にあり, 衝突が頻発するためと考えられる.

11eでは, DCFと異なり, UDPフローはTCPフロー1が通信を終える20sまではある程度スループットを得ている. しかし要求スループットである0.8Mbpsには届いていない. この結果から, マルチホップネットワークにおいて, 11eでは十分にQoS制御ができないことがわかる.

一方, 提案方式においては, UDPフローは所望のスループットを得ている. これはUDPフローとTCPフローが交差するAPにおいてトークンによる制御を行い, UDPフローが要求スループットを得るようにTCPフローの通信を適切に抑制するためである.

トポロジ2におけるDCFのシミュレーション結果を図8に, 11eでの結果を図9に, 提案方式の結果を図10に示す. 図8において, こちらもトポロジ1と同様にUDPフローが要求スループットを得ていない. TCPフロー1の発生期間はUDPフローも通信できているが, 要求スループットには達していない. さらにTCPフロー2が発生すると, UDPフローとの距離が小さいため, 干渉の影響が大きく, UDPフローがほとんど通信できていない.

11eでは, TCPフロー1及びTCPフロー2が通信している状態でも, UDPフローは約0.3Mbpsのスループットを得ているが, 要求スループットである0.8Mbpsには達していない. 11eはマルチホップを考慮していないため, 同環境下では効果が限定的になる.

提案方式では, UDPフローが要求スループットを得ている. これはUDPフローを扱うAPが周囲にトークン制御メッセージをビーコンに乗せて発信し, TCPフローを扱うAPにトークン制御を行わせるためである. UDPフローが通信を終えた後, APはFreeメッセージを周囲に発信する. これを受信したTCPフローを扱うAPはトークン制御を終了するため, TCPフロー2は再び通信を再開する.

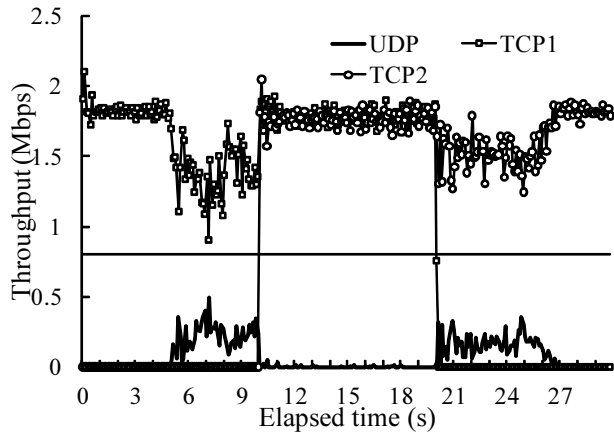


図 8 トポロジ 2 における DCF でのスループット

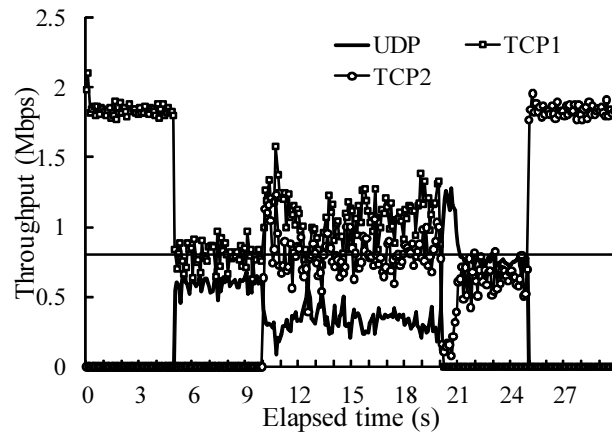


図 9 トポロジ 2 における 11e でのスループット

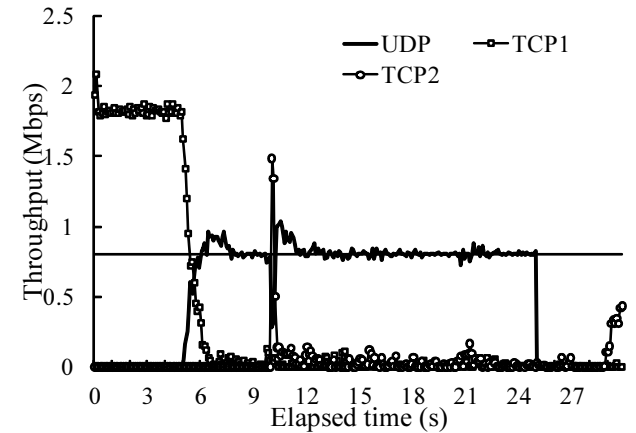


図 10 トポロジ 2 における提案方式でのスループット

シミュレーション開始 10s 後、TCP フロー 2 が一時的に大きなスループットを得ているが、これはトークン制御するまでにタイムラグがあるためである。提案方式は 0.1s 毎に制御の開始、終了、そしてトークン生成レートの増減を行う。TCP フロー 2 は 10s 後から通信を開始するが、AP がそのフレームを検知し、制御を行うのは次の期間の 10.1s 後となる。このため、10s~10.1s の期間は自由に通信が行われるため、TCP フロー 2 のスループットが高くなる。

4.2 パラメータ変化による影響

基礎シミュレーションでは $R_1 = 60\%$ 、 $R_{up} = 5\%$ 、 $R_{down} = 15\%$ の場合、トポロジ 1 及び 2 においても UDP フローの要求スループットが得られることを確認した。ここではトークン生成レートの変動率 R_1 、 R_{up} 、 R_{down} の値を変化させた場合の提案方式のシミュレーション評価を行う。

第 1 段階のトークン生成レートの変動率 R_1 を 60% から、40% と 80% に変更した場合のシミュレーションを行ったが、同段階の期間である各フロー発生直後の結果に大きな差は見られなかった。この第 1 段階では TCP フローの通信量をトークン制御により大きく下げていくが、このときにスループットが急落し、TCP タイムアウトが発生したためと考えられる。TCP タイムアウトが発生すると、 R_1 の値の影響が表れる前にスループットが得られなくなってしまう。

第 2 段階のトークン生成レート変動率の影響を確認するため、 $R_{up} = R_{down} = 15\%$ の場合のトポロジ 1 におけるシミュレーション結果を図 11、トポロジ 2 における結果を図 12 に示す。ここからの第 1 段階の変動率 R_1 は全て 60% とする。トポロジ 1 については $R_{up} = 5\%$ 、 $R_{down} = 15\%$ の場合とほとんど差が無い。しかしトポロジ 2 に関しては、2 つの TCP フローがある程度スループットを得ており、UDP フローのスループットが若干不安定になっている。基本的な性質として、TCP フローがスループットを得るほど UDP フローの得るスループットは少なくなり、不安定になる。

$R_{up} = R_{down} = 30\%$ の場合のトポロジ 1 におけるシミュレーション結果を図 13、トポロジ 2 における結果を図 14 に示す。トポロジ 1 では、 $R_{up} = 5\%$ 、 $R_{down} = 15\%$ の場合と大きな差は見られないが、TCP フロー 1 がわずかにスループットを得ている。 R_{up} が 30% と大きい値を取るため、 $R_{up} = R_{down} = 15\%$ の場合と比べて TCP フローに多くのトークンが生成され、多くの通信機会が得られると考えられる。

トポロジ 2 の場合、UDP フローは要求スループットを安定して得ていない。これは 2 つの TCP フローがスループットを得ることで、UDP フローの通信機会が少なくなるためと考えられる。TCP フローがタイムアウトを起こした場合、その期間はフレームを送信できないため、トークンがバケツに溜まる。そして通信が再開されたとき、輻輳ウィンドウサイズが指数的に増加し、溜まっていたトークンを消費しバースト通信を行ってしまう。

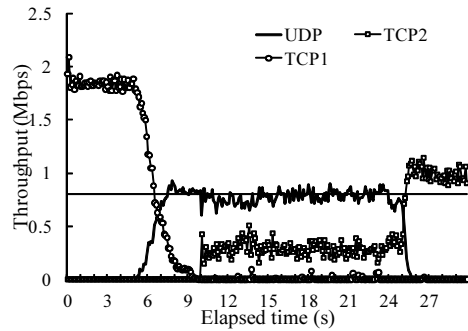


図 11 トポロジ 1, $R_{up}=R_{down}=15\%$ でのスループット

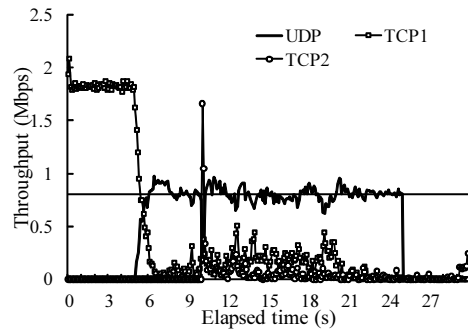


図 12 トポロジ 2, $R_{up}=R_{down}=15\%$ でのスループット

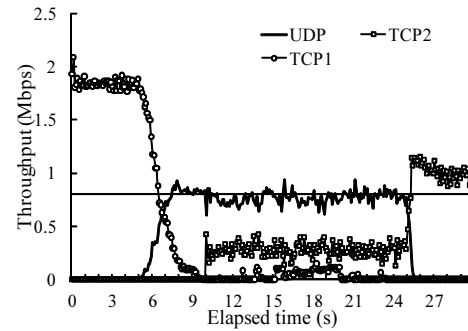


図 13 トポロジ 1, $R_{up}=R_{down}=30\%$ でのスループット

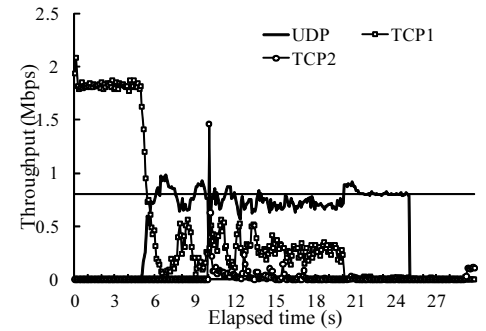


図 14 トポロジ 2, $R_{up}=R_{down}=30\%$ でのスループット

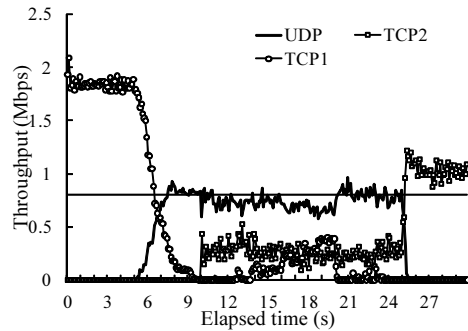


図 15 トポロジ 1, $R_{up}=15\%$, $R_{down}=5\%$ でのスループット

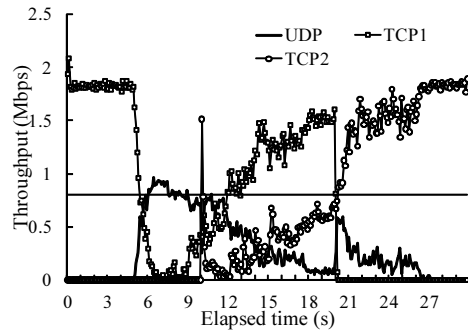


図 16 トポロジ 2, $R_{up}=15\%$, $R_{down}=5\%$ でのスループット

$R_{up} = 15\%$, $R_{down} = 5\%$ の場合のトポロジ 1 におけるシミュレーション結果を図 15, トポロジ 2 における結果を図 16 に示す。トポロジ 1 の結果を見ると, $R_{up} = 5\%$, $R_{down} = 15\%$ の結果と比べて 16s~20s の間に TCP フロー 1 がスループットを得ており, UDP フローの要求スループットを満足していない。 R_{up} の値が R_{down} より小さいため, TCP フローのトークンが多く作られる傾向があるため, このような現象が起これると考えられる。

トポロジ 2 においては, UDP フローは要求スループットをほとんど得られない。トポロジ 1 と同様に, TCP フローのトークン生成レートが減少しても, 増加した場合の影響の方

表 5 UDP フローの平均遅延, ジッタ, 平均誤差

	Topology1			Topology2		
	遅延 (ms)	ジッタ (ms)	誤差 (%)	遅延 (ms)	ジッタ (ms)	誤差 (%)
$R_{up} = 5\%, R_{down} = 15\%$	228.13	5.11	11.39	30.55	1.98	6.75
$R_{up} = 15\%, R_{down} = 15\%$	233.36	5.28	12.06	65.24	3.34	8.86
$R_{up} = 30\%, R_{down} = 30\%$	232.16	5.89	12.11	99.49	3.85	10.99
$R_{up} = 15\%, R_{down} = 5\%$	234.38	5.55	14.38	479.28	14.56	51.10

が強いため, 徐々に UDP フローが圧迫される。

第 2 段階のトークン生成レート変動率 R_{up} と R_{down} を上記のように変化させた場合の, UDP フローの遅延, ジッタ及び平均誤差を表 5 に示す。ここで平均誤差は, UDP フロー発生期間である 5s~25s 間の要求スループットに対する, 実際に得たスループットの誤差の平均値である。

この表から, トポロジ 1, トポロジ 2 いずれにおいても, $R_{up} = 5\%$, $R_{down} = 15\%$ の場合が良い結果となっている。これは UDP フローをできるだけ通信し易くするパラメータが設定されるためである。 $R_{up} = 15\%$, $R_{down} = 15\%$ の場合, トポロジ 1 においては $R_{up} = 5\%$, $R_{down} = 15\%$ の場合と大きな差は見られないが, トポロジ 2 では遅延, ジッタ, 平均誤差共に差が開いている。 $R_{up} = 30\%$, $R_{down} = 30\%$ と変動率を大きくすると, スループットが不安定になるため, 結果はさらに悪化する。

以上の結果から, 提案方式では, トークン生成レートの変動率が大きな影響を持つ。特に

第2段階の変動率である R_{up} , R_{down} が重要であり, R_{up} が高すぎると TCP フローの通信量が多くなり, UDP フローの通信が圧迫されてしまう. R_{up} が低すぎると TCP フローを圧迫しすぎてしまい, ネットワーク容量を無駄にってしまう場合がある. これに併せて, R_{down} とバランスをとることが提案方式の効果を左右する.

5. ま と め

本論文では, 無線マルチホップネットワークにおける QoS 保証を行う方式を提案した. 提案方式では, TBF という流量制御方式を ROC に応用し, 非優先フローに対してトークンを用いて通信量の抑制を行い, 優先フローの要求スループットを得ることを目的とする. トークン生成レートを変動させることで, きめ細かな制御が可能となる. また, AP のみの変更で実装が可能であるという利点を持つ. また, AP のビーコンを利用することで, 干渉域にある非優先フローに対しても制御を行うことができる.

シミュレーションにより, マルチホップネットワークにおいて 11e では優先フローの要求スループットを得ることができないが, 提案方式は QoS 保証が可能であることが確認された. 今後はトークン生成レートの変動率の与える影響について, 詳細な検討を行う予定である.

参 考 文 献

- 1) IEEE 802.11n, Draft 4.0 - Wireless LAN Media Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Enhancements for Higher Throughput, IEEE, Mar. 2008.
- 2) IEEE Standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, Nov. 1997.
- 3) IEEE Standard 802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Medium access control (MAC) Quality of Service (QoS) Enhancements, IEEE802.11e Std., 2005.
- 4) 高瀬, 小室, 阪田, 塩田, 村瀬 “無線 LAN における TCP 通信品質を考慮した受信機械制御方式,” 信学ソサイエティ大会, B-7-37, pp. 114, Sept. 2010.
- 5) T. Takase, N. Komuro, S. Sakata, S. Shioda, T. Murase, “Qos Control for Wireless LAN using Receiving Opportunity Control based on Token Bucket Filter,” *IEEE CCNC*, Jan. 2011.
- 6) M. Sarkar, S. Gujral, S. Kumar, “A QoS-Aware Medium Access Control Protocol for Real Time Traffic in Ad Hoc Networks,” *IEEE PIMRC*, Sept. 2007.
- 7) B. Oh, C. Chen, “A Cross-Layer Approach to Multichannel MAC Protocol Design

for Video Streaming Over Wireless Ad Hoc Networks,” *IEEE Trans.*, vol.11, no.6, pp.1052-1061, Oct. 2009.

- 8) T. Murase, K. Uchiyama, Y. Hirano, S. Shioda, S. Sakata, “MAC-Frame Receiving-Opportunity Control for Flow QoS in Wireless LANs,” *IEICE Trans. Commun.*, vol.E92-B, no.1, pp.102-113, Jan. 2009.
- 9) S. Shenker, J. Wroclawski, “Network Element Service Specification Template,” RFC 2216, Sep.1997.