

## 無線マルチホップネットワークにおける 分散型クロスレイヤ負荷制御

シャグダル オユーンチメグ<sup>†1</sup> マハダッド ヌリ シラジ<sup>†1</sup>  
湯 素 華<sup>†1</sup> 鈴木 龍太郎<sup>†1</sup> 小花 貞 夫<sup>†1</sup>

ネットワークにおける輻輳は通信の品質、特に、パケット到達率、遅延、スループットなどの悪化を招く大きな課題である。有線ネットワークにおいて輻輳制御が主にTCP（トランスミッション・コントロール・プロトコル）のエンド・トゥ・エンド制御によって対応されてきた。一方、無線マルチホップネットワークは、端末が無線チャンネルを空間的に共有し、さらに端末の移動、マルチパスフェージングなどによってチャンネル状態が頻繁に変動する。このような無線マルチホップネットワークにおいて、エンド・トゥ・エンド輻輳制御方式はその効率が劣るとともに、チャンネル状態の変動に素早く対応できないという問題をかかえている。本論文は各々の無線端末でのキュー長監視、レートシグナリング、レート制御により輻輳検出および回避を行う分散型方式を提案する。提案方式は、ホップ・バイ・ホップ制御を行うためチャンネル状態の変動に素早く対応でき、輻輳回避だけでなく遅延抑制としての目的でも利用できる。本論文では、提案方式の特性を理論およびシミュレーションによって評価し、その有効性を確認した。シミュレーション結果により、提案方式は従来方式に比べてパケット到達率を最大 80%向上させることができ、またエンド・トゥ・エンド遅延を数秒から数百ミリ秒まで短縮できることを示した。

### Distributed Cross-layer Load Control for Wireless Multi-hop Networks

OYUNCHIMEG SHAGDAR,<sup>†1</sup> MEHDAD N. SHIRAZI,<sup>†1</sup>  
SUHUA TANG,<sup>†1</sup> RYUTARO SUZUKI<sup>†1</sup> and SADA OOBANA<sup>†1</sup>

Throughout the history of packet communications, congestion has been one of the problematic issues, which adversely affects network qualities, in terms of delivery ratio, delay, throughput, and so on. In the internet, congestion is controlled by the end-to-end approach of Transmission Control Protocol (TCP). In wireless multi-hop networks, due to the channel dynamics caused by mobility, multi-path fading, the end-to-end congestion control does not operate

well. In this paper, we propose a distributed cross layer scheme that detects and avoids congestion by queue length monitoring, inter- and intra-node rate signaling, and upper/lower layer rate control at individual nodes. Because the scheme operates as a hop-by-hop manner, it can promptly react to the sudden changes of the wireless channel condition. Furthermore, the proposed scheme can be used not only as congestion avoidance, but also as delay suppression. Simulation results show that the scheme can significantly improve traffic performance in terms of delivery ratio and delay. Specifically, packet delivery ratio can be increased by up to 80%, and end-to-end delay can be decreased from few seconds to few hundred milliseconds.

#### 1. はじめに

ネットワークにおける輻輳<sup>\*1</sup>は通信の品質、特にパケット到達率、遅延、スループットなどの悪化を招く大きな課題である。有線ネットワークにおける輻輳制御<sup>\*2</sup>はTCPのエンド・トゥ・エンド制御<sup>1)</sup>によって対応されてきた。また、TCPを用いないトラフィックを対象に、TCPの輻輳制御を真似たTCP-Like輻輳制御方式<sup>2),3)</sup>も提案されている。一方、無線マルチホップネットワークでの通信環境は有線ネットワークでの環境と以下の点で大きく異なる。

- (1) 端末の移動によりリンク切断が頻繁に起こり、パケットロスが多発する。また、ルート再構築の前後のルート特性が大きく異なる。
- (2) マルチパスフェージングにより、無線チャンネル状態が常時変動し、短時間でのパケットロスが多発する恐れがある。
- (3) 無線チャンネルは端末間で空間的に共有されるため、端末の数、密度によってリンクキャパシティが異なる。さらに、チャンネルの空間的な共有により、輻輳端末の周辺の端末も輻輳している可能性が高い。

このような無線マルチホップ環境において、TCPは様々な問題をかかえている<sup>4),5)</sup>。特に、(1)と(2)により、パケットロスが輻輳以外の原因でも発生し、その原因の識別および対応が困難となるため、TCPの品質が大きく悪化する。さらに、(1)により、ルートが

<sup>†1</sup> ATR 適応コミュニケーション研究所

ATR Adaptive Communications Research Laboratories

\*1 本論文において輻輳とは、端末の送信バッファがバッファ溢れ状態であることを意味する。

\*2 輻輳制御とは、輻輳発生が起こる前にまたは後に検出し、そしてトラフィックの量、一般的にパケットの送信レートを制御することで輻輳を和らげ、さらに回避することを意味する。

頻りに変わった場合、TCP での RTT (ラウンド・トリップ・タイム) の推定処理に誤差が生じ、輻輳制御が正しく動作しない恐れがある。また、ネットワーク層での方式として、輻輳端末を回避した経路選択を行うマルチパスルーティング方式が提案されている<sup>6),7)</sup>。しかし、(3)により輻輳端末の周辺端末も輻輳している可能性が高く、選択できる経路数が少ないという問題がある。また、ネットワーク全体で輻輳が発生している場合は対応が困難となる。さらに、文献 6), 7) を代表とするルーティングプロトコルは、任意の端末においてそれより数ホップ以上離れた宛先端末への経路を決定するため、エンド・ツウ・エンド方式であり、これらのルーティングプロトコルも、TCP も、無線チャネル状態に素早く対応できないという問題は依然として残る<sup>8),9)</sup>。

上記から分かるように、無線マルチホップネットワークは (1)–(3) の特徴を持つため、エンド・ツウ・エンド輻輳制御方式は適切な策といえない。そこで、近年、無線マルチホップネットワークを対象に分散型輻輳制御方式がいくつか提案された<sup>10)–15)</sup>。分散型輻輳制御方式は、エンド・ツウ・エンド方式と違って、輻輳を素早く検知・回避できるため、通信状況が頻りに変動する無線マルチホップネットワークに非常に適している。しかし、上記の分散型輻輳制御方式の多くが<sup>10)–13)</sup> センサネットワークを対象にしており、トポロジとトラフィックパターンに大きく依存するという問題がある。さらに、文献 14), 15) は MAC (Media Access Control) プロトコルのチャネルアクセスメカニズム<sup>16)</sup> の修正を必要とし、実現が困難と考えられる。また、これらの方式は輻輳制御のみを行っており、遅延制御<sup>\*1</sup>としては適用できない。そこで、本論文は輻輳制御としてだけでなく、遅延制御としても有効である分散型負荷制御方式<sup>\*2</sup>を提案する。本負荷制御方式は各端末でのキュー長監視、端末内と端末間のレートシグナリング、および下位層と上位層でのレート制御から構成され、クロスレイヤ制御を大きく活用する。さらに、本提案方式は明示的なレートシグナリングと、統合的なレート制御を行うため負荷制御が高效率で実現できる。

以下、2章で提案方式の説明と特性解析を行い、3章でシミュレーション評価により提案方式の有効性を確認する。4章で関連研究を紹介し、5章で本論文をまとめる。

\*1 本論文において、遅延制御とは、トラフィックのエンド・ツウ・エンド遅延が該当トラフィックの遅延要求を満たすようにパケット送信レートを制御することを意味する。

\*2 本論文において、負荷とはトラフィックを意味し、負荷制御は、何らかの目的でトラフィックの量、一般的にはパケット送信レートを制御することを意味する。したがって、輻輳制御も遅延制御も負荷制御の一種である。

## 2. 分散型クロスレイヤ負荷制御

本章において、提案方式におけるシステムの構成、および負荷監視、レートシグナリング、レート制御の各処理について説明する。ここでまず、本論文で使われる用語を図 1 に示すネットワークモデルを用いて解説する。本ネットワークモデルは端末 M1, M2, M3, M4, M5 から構成されており、M1 から M4 へ、M1 から M5 へ、M2 から M5 へ、M3 から M4 へそれぞれ Flow1, Flow2, Flow3, Flow4 のデータ通信が行われている。M1 と M4, M1 と M5, M2 と M5 はお互いの通信範囲外に位置する (直接通信ができない) ため Flow1, Flow2, Flow3 は M3 で転送される。お互いの通信範囲に位置する 2 つの端末の間では無線リンクが存在する。そして、任意の無線リンク上でデータパケットを送信する端末はその受信端末にとってアップストリーム端末となり、同様に、無線リンク上でデータパケットを受信する端末はその送信端末にとってダウンストリーム端末となる。したがって、M3 にとって、M1 と M2 はアップストリーム端末、M4 と M5 はダウンストリーム端末となる。

### 2.1 システム構成

本負荷制御方式を実現するためのシステムの構成を図 2 に示す。同図は、図 1 に示す端末 M3 を想定して描かれたものである。無線端末は、リンク層において各アップストリーム端末および自端末の上位層用にアップストリームバッファを設け、さらに各ダウンストリーム端末用にダウンストリームバッファを設ける。なお、同図において、各バッファの番号は端末番号に対応している。そして図 1 において、たとえば、M3 が M2 へのデータパケットの送信を開始した場合、M3 において M2 用のダウンストリームバッファが新たに設けられることとなる。図 2 から分かるように、任意の端末におけるアップストリームバッファとダウンストリームバッファは、実際にデータ通信が行われている無線リンクに対応し、フロー

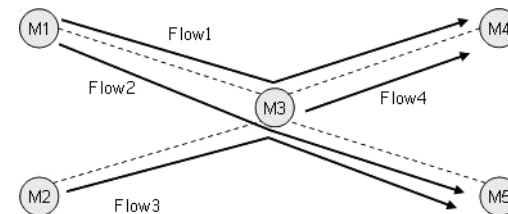


図 1 シンプルトポロジ  
Fig. 1 Simple topology.

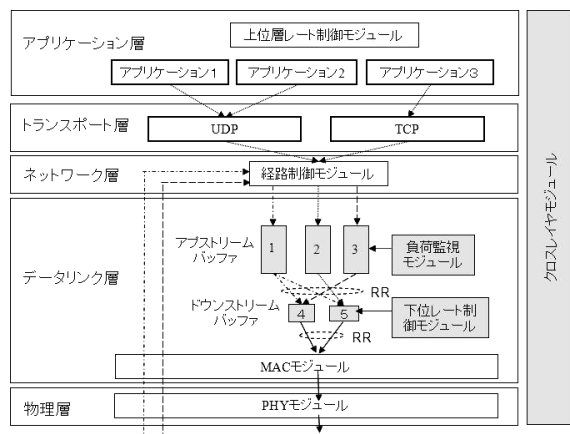


図2 システム構成  
Fig. 2 System structure.

には対応しない。これにより、提案方式は、一般的なフローをベースとするバッファリング方式<sup>9)</sup>より少ないバッファ数で制御が行えるという特徴を持つ。

本方式において、無線端末における負荷監視モジュールは各アップストリームバッファのキュー長を監視し、キュー長がある許容キュー長範囲を超える場合に、該当アップストリーム端末、または自端末内の上位層に対してパケットの送信レートを制御するように要求する。具体的には、該当アップストリームバッファが自端末の上位層用のものであれば、負荷監視モジュールは上位層レート制御モジュールに対してデータパケットの生成レートを制御するように要求する。一方、該当アップストリームバッファが任意のアップストリーム端末用のものあれば、負荷監視モジュールは該当近隣端末に対してデータパケットの送信レートを制御するように要求する。これらのレート制御の要求、つまりレートシグナリングは、同図に示すクロスレイヤモジュールを活用して行われる。本クロスレイヤモジュールは端末内のレイヤを跨ぐ情報交換、および異なる端末での通信モジュール間の情報交換を実現でき、本論文で提案する負荷制御以外にも、様々のクロスレイヤ制御に適用可能である。本クロスレイヤモジュールのその他のアプリケーションへの適用、ならびに実システムへの対応については、文献 17), 18) で参照できる。レートシグナリングを受信した上位層レート制御モジュールはトラフィックのパケット生成レートを制御する。一方、近隣端末からレートシグナリングを受信した端末では、下位層レート制御モジュールが該当ダウンストリームバッ

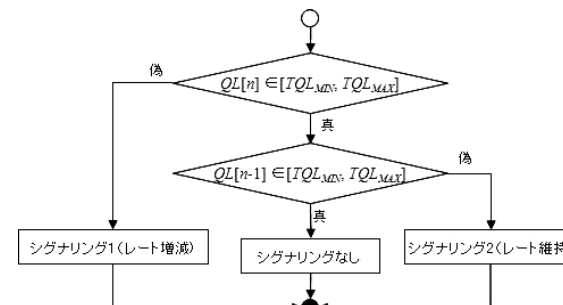


図3 負荷監視処理の流れ  
Fig. 3 Flow chart of load monitoring operation.

ファからのパケット出力レートを制御する。

上記から分かるように、アップストリームバッファは、該当アップストリーム端末（または上位層）が自端末に与えている負荷を監視するために設けられる。一方、ダウンストリームバッファは、自端末が該当ダウンストリーム端末に与える負荷を制御するために設けられる。したがって、ダウンストリームバッファには複数のパケットを格納する必要はなく、逆に、負荷監視処理の精度に悪影響を与えないためにはダウンストリームバッファサイズが小さいほど望ましい。そこで、本方式においてダウンストリームバッファサイズを1パケット長分、つまり2つ以上のパケットを同時に格納しないものとする。なお、アップストリームバッファからダウンストリームバッファへの、およびダウンストリームバッファからMACへのパケット出力はRound Robin (RR) スケジューリング手法に従って行われる。

### 2.2 負荷監視処理

負荷監視モジュールは、各アップストリームキュー長 (Queue Length (QL)) がある許容キュー長範囲 [Tolerable Minimum Queue Length (TQL<sub>MIN</sub>), Tolerable Maximum Queue Length (TQL<sub>MAX</sub>)] 内であるか周期的に監視する (以降、監視周期を Monitoring Period (MP) という)。TQL<sub>MAX</sub> はキュー長が大きくなりすぎないために設けられ、負荷制御に不可欠なパラメータである。一方、TQL<sub>MIN</sub> はキュー長が必要以上に小さくならないために設けられ、チャンネル状態の変動に対応するには重要である。特に、キュー長がゼロの場合、輻輳は発生しないが、端末がチャンネルアクセスできる状態であっても送信可能なパケットが存在しないため、チャンネルの利用効率が悪化する恐れがある。図3に負荷監視処理の流れを示す。負荷監視モジュールは、キュー長が許容キュー長範囲外であればレート

の増減を指示するシグナリング 1 を行う。一方、現時点でキュー長が許容キュー長範囲内であるが、前回の監視時点でキュー長が許容キュー長範囲外であった場合はレートの維持を指示するシグナリング 2 を行う。その他の場合は、該当アップストリーム端末からのレートが適切であると判断し、レートシグナリングを行わない。

シグナリング 1 の場合、次式で計算されるターゲットレート（目標レート）が該当アップストリーム端末に通知される。

$$TargetRate = \frac{AccessRate}{n} + \frac{TQL - QL}{MP}. \quad (1)$$

ここで、 $n$  はアップストリームバッファの数、 $AccessRate$  は端末のチャンネルアクセスレート、 $TQL$  は  $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の平均値である。 $AccessRate$  は、ダウンストリームバッファ組みからのパケット出力レート、または MAC プロトコルからのパケットの送信レートを測定することにより把握できる。3 章でのシミュレーションでは前者の手法で  $AccessRate$  を測定した。アップストリームバッファからダウンストリームバッファへのパケット出力は RR スケジューリング手法に従って行われるため、 $AccessRate/n$  は任意アップストリームバッファからパケットを出力できるレートとなる。式 (1) の狙いは該当アップストリームキュー長が  $MP$  後に  $TQL$  となるように、アップストリームバッファへのパケット入力レートを制御することである。一方、シグナリング 2 の場合、次式で計算されるターゲットレートが該当アップストリーム端末に通知される。

$$TargetRate = \frac{AccessRate}{n}. \quad (2)$$

式 (2) の狙いは現時点でのキュー長が許容キュー範囲内であるため、今後は該当アップストリームバッファへのパケット入力レートをその出力レートに等しくすることである。図 3 と式 (2) から分かるように、本負荷制御方式はキュー長がシグナリング 1 の狙いどおり  $QL = TQL$  になっていなくても、 $QL \in [TQL_{MIN}, TQL_{MAX}]$  であれば良しとする。これは、チャンネル状態が常時変動する無線ネットワークにおいてキュー長を特定の値 ( $TQL$ ) に維持することはきわめて困難であり、そのような制御をしようするとキュー状態が不安定になってしまう恐れがあるからである。また、図 3 に示すように、負荷監視モジュールはキュー長が連続して許容キュー長範囲内であればシグナリングを行わないため、シグナリングによるオーバーヘッドが削減される。

$TQL_{MIN}$  および  $TQL_{MAX}$  を負荷制御の目的に応じて以下のように決定する。

- 輻輳制御：輻輳制御の目的はバッファ溢れの回避であるため  $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$

をアップストリームバッファサイズ ( $BS$ ) の関数として、 $TQL_{MIN} = a \times BS$ 、 $TQL_{MAX} = b \times BS$  に設定する。ここで、 $0 < a < b < 1$  である。

- 遅延制御：無線マルチホップネットワークにおいて、パケットの最大転送ホップ数が定められていれば、ホップごとのキュー遅延を制御することでトラフィックのエンド・トゥ・エンド遅延を制御できる。パケットの最大転送ホップ数が特定できる代表的なネットワークはメッシュネットワーク、会議室などの場におけるアドホックネットワークが想定される。現に、IEEE802.11s<sup>19)</sup> は、オフィスまたはキャンパス内の通信、災害時のアプリケーションを想定し、最大 32 台のアクセスポイントから構成されるメッシュネットワークに関する標準化活動を行っており、このようなネットワークでは最大転送ホップ数が特定される。本負荷制御方式を遅延制御として使用するためには、許容キュー遅延範囲 [Tolerable Minimum Delay ( $TQD_{MIN}$ ), Tolerable Maximum Delay ( $TQD_{MAX}$ )] を設定する必要がある。そして、負荷監視の時点で許容キュー遅延範囲を許容キュー長範囲へ  $TQL_{MIN} = TQD_{MIN} \times AccessRate/n$ 、 $TQL_{MAX} = TQD_{MAX} \times AccessRate/n$  と換算してから図 3 に示す監視処理を行う。上記から分かるように、本遅延制御において、キュー遅延を許容キュー遅延範囲 [ $TQD_{MIN}$ ,  $TQD_{MAX}$ ] 内になるように制御しようとしている。当然、無線チャンネルの状態が変動するため、MAC プロトコルによってパケットが送信される間隔は変動する。しかし、MAC におけるパケット送信間隔の変動時間は、キュー長がゼロまたは限りなくゼロの場合を除いて、キュー遅延よりはるかに短く、キュー遅延制御に大きく影響を与えない。そのため、キュー遅延を許容キュー遅延範囲内になるように制御することは可能である。しかし、最大ホップ数が多い、またはトラフィックの遅延要求がきわめて厳しい場合は許容キュー遅延範囲が狭くなってしまい、このような状態では本遅延制御の精度が劣化することが予想される。

上記から分かるように、輻輳制御と遅延制御の違いはキュー長許容範囲 [ $TQL_{MIN}$ ,  $TQL_{MAX}$ ] が異なることである。したがって、輻輳制御と遅延制御を同時に行う必要がある場合、輻輳制御用のアップストリームバッファ組みと遅延制御用のアップストリームバッファ組みを設ける必要がある。そして、輻輳制御用のアップストリームキュー長を輻輳制御用のキュー長許容範囲内であるように制御し、遅延制御用のアップストリームキュー長を遅延制御用のキュー長許容範囲内であるように制御する。また、一般的には、遅延制御を要求するトラフィックは輻輳制御を要求するトラフィックより優先度が高いためアップストリームバッファ組みからダウンストリームバッファ組みへのスケジューリングは、たとえば重み付きラウンド・ロビン (Weighted Round Robin) アルゴリズムに従うことが望ましい。

### 2.3 レートシグナリング

負荷監視モジュールは、図 3 に従ってアップストリームバッファに該当する上位層レート制御モジュール、または近隣端末へのレートシグナリングを行う。アップストリームバッファが上位層用の場合、ターゲットレートがクロスレイヤモジュールを介して上位層レート制御モジュールに通知される。一方、アップストリームバッファが近隣端末用の場合、該当近隣端末の下位層レート制御モジュールにターゲットレートを通知する。端末間のシグナリングは該当端末へ送信するデータパケットにターゲットレートの情報をピギーバックすることにより実現できる。しかし、ピギーバック手法は該当端末へ送信するパケットが存在しない場合に対応できないという問題がある。本提案方式は、クロスレイヤモジュール間の制御パケットの送受により端末間のシグナリングを実現する。具体的には、クロスレイヤモジュールに任意のポート番号を割り当てることでクロスレイヤモジュールがアプリケーションレイヤプロトコルと同様に、パケットの生成、送信、受信ができるようにする。そして、近隣端末に対するシグナリングの際は、負荷監視モジュールは自端末のクロスレイヤモジュールに宛先端末のアドレスとターゲットレートの値を通知する。クロスレイヤモジュールは、宛先端末内のクロスレイヤモジュールに対してターゲットレートを明記した制御パケットを送信する。一方、該当アップストリーム端末内のクロスレイヤモジュールは制御パケットを受信したら下位層レート制御モジュールにターゲットレート値と該当ダウンストリーム端末のアドレスを通知する。

#### 2.4 レート制御

レートシグナリングを受信した上位層レート制御モジュール、または下位層レート制御モジュールはパケットの送信レートを制御する。

##### 2.4.1 上位層レート制御

上位層レート制御モジュールは、上位層から送信されるトラフィックの送信レートの合計値がターゲットレート以下になるように制御を行う。具体的には、無線端末が送信中のトラフィックを  $Tr_1, Tr_2, \dots, Tr_n$  とすると、 $Tr_i$  の送信レートを  $\alpha_i TargetRate$  になるように制御する。ここで、 $\alpha_i$  は重み係数であり、たとえば次式で計算される。

$$\alpha_i = \frac{InitialRateTr_i}{\sum_{j=1}^n InitialRateTr_j} \quad (3)$$

ここで、 $InitialRateTr_i$  は  $Tr_i$  の初期レート（制御可能な最大レート）である。なお、トラフィックが制御可能な最小レート値を持つ場合、それ以下にレートを抑制しないものとす

る。また、トラフィックのレートが離散的にしか値をとらない場合、上記計算レートに最も近い値を選択する。一方、トラフィックが TCP トラフィックである場合、TCP のエンド・ツー・エンド輻輳制御手法と本提案方式の分散型輻輳制御の間に相互作用が発生してしまう恐れがあるため、提案方式と TCP の共存のために TCP に若干の修正を加える必要がある。TCP は本来、輻輳制御のためのウィンドウサイズの調整と信頼性のためのデータパケットの再送制御を行っている。そこで、TCP に下記の修正を加える。TCP は、上位層レート制御モジュールから送信レート値 ( $RateTr_{TCP} = \alpha_i TargetRate$ ) を受け取ったら指定されたレート値からウィンドウサイズを換算する。レートからウィンドウサイズへの換算は、たとえば下記のように行われる<sup>20)</sup>。

$$Wr_{new} = MIN(Wr_{old}, RTT \times RateTr_{TCP}). \quad (4)$$

ここで、 $Wr_{old}$  は前回の計算時のウィンドウサイズである。以上の修正により、TCP は上位層レート制御モジュールからの指示に従ってウィンドウサイズを調整し、重複 ACK またはタイムアウトイベントに反応してウィンドウサイズを調整しないこととなる。一方、TCP のデータパケットの再送処理は従来どおりに行われ、また、受信 TCP には修正が不要である。なお、本論文は UDP プロトコルを想定した性能評価を行っており、TCP プロトコルを想定した場合における詳細な調査および性能評価は今後の課題とする。

##### 2.4.2 下位層レート制御

任意のダウンストリームバッファからのパケット送信レートの制御は下位層レート制御モジュールによって実行される。各ダウンストリームバッファは、パケット出力が不可能な「ロック」状態と、パケット出力が可能な「アンロック」状態を持つ。ロックからアンロックへの状態遷移は  $1/TargetRate$  で設定されたタイマが切れる時点で発生する。一方、アンロックからロックへの状態遷移はパケットが出力されるイベントで発生する。アンロックからロックへの状態遷移と同時に、タイマが  $1/TargetRate$  に設定される。なお、各バッファの初期状態はアンロックであり、該当ダウンストリーム端末からレートシグナリングが受信されない限り、アンロックのままである。

### 2.5 特性解析

提案方式と、負荷制御を行わない ori (FIFO), ori (RR) 方式 (表 1 を参照) のスループットおよびパケット到達の特性を比較する。ori (FIFO) において、無線端末は 1 本の FIFO (First In First Out) 送信バッファしか持たない。一方、ori (RR) において、無線端末は各アップストリーム端末および自端末用に異なる送信バッファを設け、RR スケジューリングに従ってパケットをバッファから出力する。特性解析は、図 4 に示すネットワークボ

表 1 比較する方式の特徴

Table 1 Characteristics of individual schemes.

方式	スケジューリング手法	負荷制御
ori(FIFO)	FIFO	なし
ori(RR)	RR	なし
Proposed	RR	提案方式

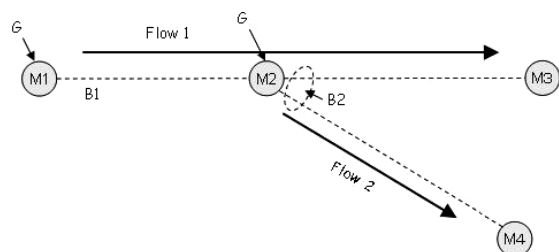


図 4 特性解析を行うトポロジ

Fig. 4 Topology used for performance analysis.

ロジを対象に行う．同図に示すように，M1 は M2 を経由して M3 へパケット通信 (Flow1) を行い，さらに M2 は M4 へパケット通信 (Flow2) を行う．この場合，M1 と M2 で発生させるトラフィックのレート (Proposed の場合，最大レート) を  $G$ ，無線チャネルの実行帯域幅 (以降，帯域という) を  $B$ ，さらに M1 と M2 のチャネルアクセスに使用される帯域をそれぞれ  $B_1$  と  $B_2$  とする．本ネットワークモデルにおいて，データパケットを送信する端末は M1 と M2 のみであるため，無線チャネルの帯域と，M1 と M2 がチャネルアクセスに使用する帯域との関係は  $B_1 + B_2 = B$  である．

本節において，計算上の簡略化のため，端末間のレートシグナリングによるオーバーヘッドをゼロとする．さらに，チャネルアクセスが端末間で公平に行われ，無線空間においてパケットロスが発生しないという仮定を加える．IEEE802.11 MAC で使用される DCF (Distributed Coordination Function) チャネルアクセス方式<sup>16)</sup> は，短時間における公平性の問題があるが，長時間においては端末間で平等なチャネルアクセスを提供する傾向がある<sup>21)</sup>．そのため，長時間での通信品質を反映するスループットおよびパケット到達率の解析を行う本節ではチャネルアクセスが端末間で公平に行われるという仮定は十分に成り立つ．一方，無線空間におけるパケットロスの原因に，隠れ端末問題，衝突ウィンドウサイズ (CW) の限

界，さらに確率的に発生するパケット衝突がある．以下，各原因について検討する．

- 隠れ端末問題は任意の 2 台の端末がお互いの信号をセンシングできない状態により発生する．図 4 のモデルにおいて遮蔽などが問題にならないとすると，一般的に干渉範囲が通信範囲のおよそ 2 倍であるため物理的なセンシングにより隠れ端末問題が発生しにくいといえる．一方，実環境において，遮蔽，フェージングなどの影響により本仮定が崩れる可能性があるが，IEEE 802.11 で導入されている RTS/CTS ハンドシェイクの使用によるバーチャルキャリアセンシングにより隠れ端末問題が和らぐと想定できる．
- 本モデルにおいてデータパケットを送信する端末は 2 台しか存在しないため，衝突ウィンドウサイズは十分に足りており，CW の限界によりパケット衝突が発生しにくいと想定できる．
- RTS 送信時に確率的にパケット衝突が発生するが，再送機能によりデータパケットの送信は成功する可能性が高い．

以上の理由により，図 4 に示す簡単なネットワークモデルを対象にすれば，無線空間においてパケットロスが発生しないという仮定は想定可能である．

### 2.5.1 ori (FIFO) の特性

$G < B/2$  の場合は， $B_1 = G$  であり，M2 内の FIFO バッファにフロー 1 とフロー 2 のパケットがそれぞれ  $G$  レートで格納される．したがって，M2 のバッファはフロー間で公平に使用され，M2 から送信されるフロー 1 とフロー 2 はそれぞれ  $B_2/2 = (B - G)/2$  の帯域を使用する．フロー 1 とフロー 2 のスループットは M2 と M3，および M2 と M4 の間で使用される帯域として表されるため， $G < B/2$  の場合の各フローのスループット ( $Th(\text{Flow1})$ ， $Th(\text{Flow2})$ ) は等しく

$$\begin{cases} G & (\text{if } G < (B - G)/2) \\ (B - G)/2 & (\text{if } (B - G)/2 \leq G < B/2) \end{cases} \quad (5)$$

となる．次に， $G \geq B/2$  の場合を考える．このとき  $B_1 = B/2$  であるため，M2 のバッファに格納されるフロー 1 とフロー 2 間のパケット数の割合は  $B/2 : G$  となる．したがって，M2 から送信されるフロー 1 とフロー 2 のレートは，それぞれ  $\frac{B/2}{G+B/2} \times B_2$  と  $\frac{G}{G+B/2} \times B_2$  となる． $B_2 = B - B_1 = B/2$  であるため，各フローのスループットは

$$\begin{cases} Th(\text{Flow1}) = \frac{B^2}{2(B+2G)} & (\text{if } G \geq B/2) \\ Th(\text{Flow2}) = \frac{BG}{B+2G} & (\text{if } (G \geq B/2)) \end{cases} \quad (6)$$

となる。各フローの packets 到達率は、それぞれのスループットを packets 生成レート ( $G$ ) に割ることで計算できる。式 (5) から各フローの packets 到達率 ( $DR(\text{Flow1}), DR(\text{Flow2})$ ) は等しく

$$\begin{cases} 1 & (\text{if } G < (B-G)/2) \\ (B-G)/(2G) & (\text{if } (B-G)/2 \leq G < B/2) \end{cases} \quad (7)$$

となる。さらに、式 (6) から式 (8) が得られる。

$$\begin{cases} DR(\text{Flow1}) = \frac{B^2}{2G(B+2G)} & (\text{if } G \geq B/2) \\ DR(\text{Flow2}) = \frac{B}{B+2G} & (\text{if } (G \geq B/2)) \end{cases} \quad (8)$$

### 2.5.2 ori (RR) の特性

M2 はフロー 1 とフロー 2 の packets をバッファから平等に出力するため、フロー 1 とフロー 2 は  $B_2$  を公平に使用する。  $G < B/2$  の場合、ori (RR) は ori (FIFO) と同様な特性を示す。一方、  $G \geq B/2$  の場合、  $B_2 = B - B_1 = B/2$  であるため、各フローのスループットが等しく  $B_2/2 = B/4$  となり、 packets 到達率は  $B/(4G)$  となる。

### 2.5.3 提案方式の特性

提案方式において packets の送信レートが上位層と下位層で制御される。ここで、M1 と M2 の上位層での実際の packets 生成レート (レート制御後のレート) を、それぞれを  $G_1$  と  $G_2$  とする。定常状態はキュー長が許容キュー長範囲  $[TQL_{MIN}, TQL_{MAX}]$  内であり、任意のアップストリームバッファへの packets 入力レートがその出力レートに等しいことを意味する (式 (2))。したがって、M2 内の 2 つのアップストリームバッファへの入力レートである  $B_1$  と  $G_2$  は、それぞれ  $B_2/2$  に等しくなる。一方、M1 内のアップストリームバッファへの packets 入力レートである  $G_1$  はその出力レートである  $B_1$  に等しくなる。以上により、  $G_1 = B_1 = G_2 = B_2/2$  となる。  $B_1 + B_2 = B$  であるため、  $G_1 = G_2 = B/3$  となる。また、  $G \leq B/3$  の場合、  $G_1 = G_2 = G$  である。以上をまとめると、各フローのスループットは等しく

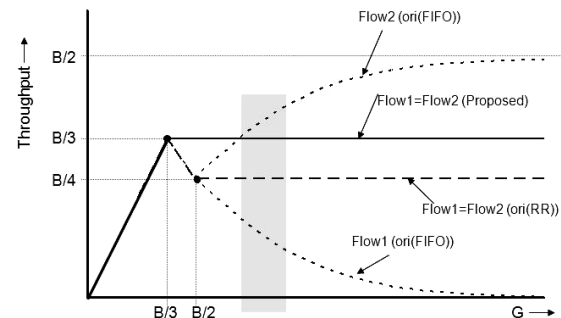


図 5 各方式のスループット特性  
Fig. 5 Theoretical throughput of each scheme.

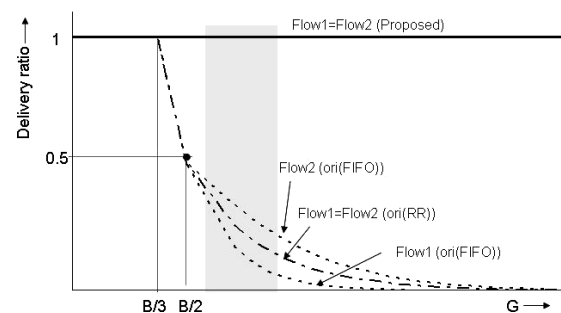


図 6 各方式の packets 到達率特性  
Fig. 6 Theoretical packet delivery ratio of each scheme.

$$\begin{cases} G & (\text{if } G < B/3) \\ B/3 & (\text{if } G \geq B/3) \end{cases} \quad (9)$$

となる。式 (9) に示すスループットを実際の packets 生成レート ( $G_1$  と  $G_2$ ) に割って提案方式の packets 到達率を計算すると、任意の  $G$  における packets 到達率は 100% となる。

2.5.1–2.5.3 項で得られた結果を図 5 と図 6 にまとめる。図 5 に示すように、  $G \leq B/3$  の場合、全方式において  $G$  の増加にともなってフロー 1 とフロー 2 のスループットが増加し、  $G = B/3$  のとき  $B/3$  を得る。また、この範囲での各フローの packets 到達率は全方式において 100% となる (図 6)。しかし、  $G$  が  $B/3$  を超えると ori (FIFO) と ori (RR) の両フ

ローのスループットが減少し始め、 $G = B/2$  で  $B/4$  となり、この範囲でそれぞれのパケット到達率も大きく減少する。

$G > B/3$  における提案方式は両フローのスループットが  $B/3$  を、パケット到達率が 100% を維持する。一方、 $G > B/2$  の場合の ori (FIFO) と ori (RR) が大きく異なる特性を示す。具体的に、ori (RR) の両フローのスループットは  $G$  が増加しても  $B/4$  を維持する。それに対して、ori (FIFO) の場合は  $G$  の増加にともなってフロー 1 のスループットがゼロに、フロー 2 のスループットが  $B/2$  に近づき、その平均値がつねに  $B/4$  となる。また、ori (RR) の場合、両フローのパケット到達率が同様に減少しているが、ori (FIFO) の場合、フロー 2 がフロー 1 より高いパケット到達率となり、不公平な特性を示す。

### 3. シミュレーション

Qualnet ネットワークシミュレータ<sup>22)</sup> を用いて提案方式の有効性を確認する。シミュレーションパラメータを表 2 に示す。シミュレーションにおいて、マルチメディアアプリケーションを想定し、トラフィックの最大レートを 512 Kbps または 1.44 Mbps に、最小レートを 16 Kbps に設定した<sup>23),24)</sup>。また、最小と最大レートの間ではパケットサイズ刻みでのレート制御が可能とした。

提案方式におけるキュー長許容範囲 [ $TQL_{MIN}$ ,  $TQL_{MAX}$ ] の設定値について検討する。2.2 節の説明のとおり、 $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  はバッファ溢れだけでなく、キュー長が必要以上に小さくならないために設定される。ここで、図 4 のトポロジと表 2 に示すシミュレ-

表 2 シミュレーションパラメータ  
Table 2 Simulation parameters.

シミュレーション時間	100 [s]
MAC プロトコル	IEEE 802.11b
帯域	11 [Mbps]
ルーティングプロトコル	固定ルーティング
トラフィックタイプ	CBR
データパケットサイズ	360 [byte]
制御パケットサイズ	10 [byte]
トラフィック最大レート	512 [Kbps], 1.44 [Mbps]
トラフィック最小レート	16 [Kbps]
負荷監視周期	500 [ms]

ションパラメータを対象に、 $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の設定値について検証する。具体的には、異なる  $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の設定値におけるネットワークのトータルスループットと平均パケット到達率を評価した。表 3 が検証結果である。同表が示すように、 $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の設定値は提案方式の性能に大きく影響を与えていない。これは、提案方式はホップ・バイ・ホップ方式であり、シグナリングおよびレート制御が即座に行われるからだと考えられる。しかし、より複雑なネットワークモデルにおいて  $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の設定値の違いが提案方式の性能に違いを与えないとはいきれないが、その違いはネットワークモデルによって異なりすべてのネットワークモデルに共通した最適値が存在しないと想定される。したがって、通信状態に適応した  $TQL_{MIN}$ ,  $TQL_{MAX}$  設定手法の検討が必要と考えられ、これについては、今後の研究課題とする。以降の各シミュレーションにおいては、 $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  をアップストリームバッファサイズの 20% と 70% に固定する。

#### 3.1 理論解析の検証

図 4 に示すネットワークトポロジを対象に性能評価を行い、理論解析とシミュレーションの結果を比較する。なお、2.5 節で行った理論解析は計算上の簡略化のため以下の仮定に基づいて行われているため、その結果は実通信環境により近いシミュレーションの結果と完全に一致しないことを理解していただきたい。

- 定常状態である。
- 無線空間でパケットロスが発生しない。
- チャンネルアクセスは端末間で公平に行われる。
- シグナリングによるオーバーヘッドがゼロ。

シミュレーションにおいて ori (FIFO), ori (RR), ULC-Only, LLC-Only, Proposed 方式の性能を比較する。ori (FIFO), ori (RR), Proposed は表 1 に示す特徴を持ち、ULC-Only は上位層レート制御のみ、LLC-Only は下位層レート制御方式のみが行われる方式で

表 3  $TQL_{MIN}$  と  $TQL_{MAX}$  の検証  
Table 3 Analyzing  $TQL_{MIN}$  and  $TQL_{MAX}$ .

$TQL_{MIN}, TQL_{MAX}$	スループット [Mbps]	パケット到達率
$0.1 \times BS, 0.9 \times BS$	1.36	0.99
$0.2 \times BS, 0.7 \times BS$	1.37	0.99
$0.3 \times BS, 0.8 \times BS$	1.37	0.97
$0.4 \times BS, 0.6 \times BS$	1.37	0.97



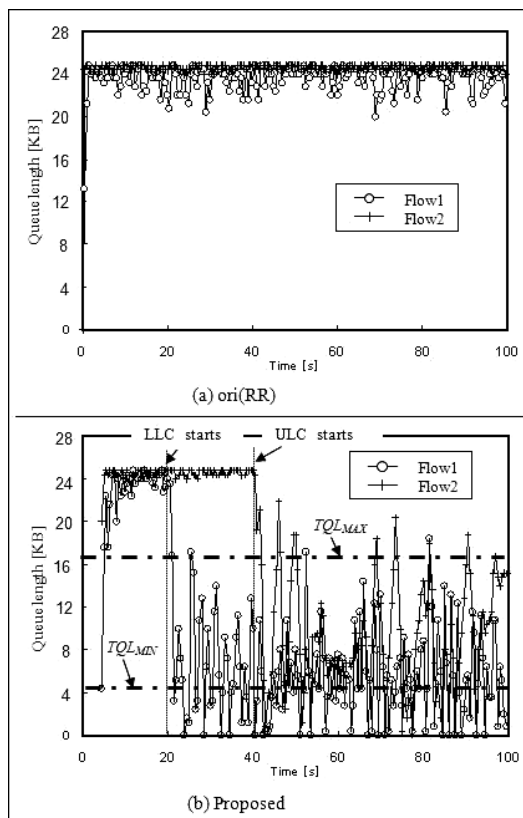


図7 M2におけるキュー長の比較  
Fig. 7 Comparison of queue lengths at M2.

ある．本シミュレーションにおいて，トラフィックの最大レートを 1.44 Mbps に設定した．また，各無線端末における合計バッファサイズが 50 キロバイトとし，RR スケジューリングを用いる方式における無線端末は 50 キロバイトのバッファを分割して使用する．ULC-Only，LLC-Only，Proposed における負荷監視モジュールは輻輳制御を目的とした制御を行った．  
まず，負荷制御方式のキュー長に与える影響を確認する．図7に，ori (RR) と Proposed に関して，M2 におけるキュー長を比較する．同図の横軸がシミュレーション時間であり，Proposed において，下位層レート制御を 20 秒に，上位層レート制御を 40 秒に開始した．

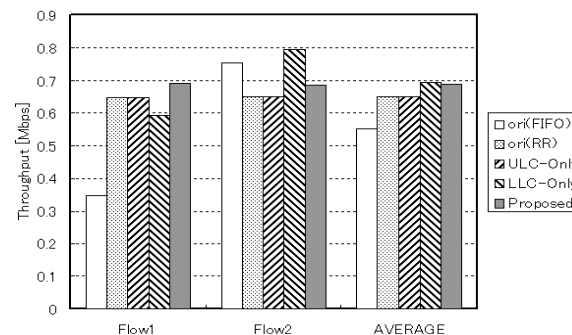


図8 各方式のスループット特性の比較  
Fig. 8 Throughput comparison of each scheme.

図7(a) が示すように，ori (RR) の場合，フロー 1 とフロー 2 用に設けた各バッファがバッファ溢れ状態である．これに対して，図7(b) が示すように，提案方式の場合，それぞれ 20 秒に開始された M1 での下位層レート制御と，40 秒に開始された M2 での上位層レート制御により，フロー 1 とフロー 2 用のキュー長が  $[TQL_{MIN}, TQL_{MAX}]$  内になるように抑制された．以上により負荷制御方式のキュー長に与える影響を確認できた．以降の各シミュレーションにおいて，負荷制御処理はシミュレーションのスタートと同時に開始される．

図8はori (FIFO)，ori (RR)，ULC-Only，LLC-Only，Proposed 方式におけるフロー 1 とフロー 2 のスループット，および平均スループットの比較である．同図に示すように，ori (FIFO) においてフロー 2 がフロー 1 より 2 倍以上の高いスループットを得た．これに対して，ori (RR) における両フローは同等なスループットを得た．Proposed 方式において両フローのスループットが ori (RR) の場合に比べて高く，平均スループットも従来方式の場合より高い結果となった．なお，Proposed において，端末間のシグナリングオーバーヘッドが 70 bps であった．ここで，同図の結果を図5に示す理論特性に比較する．図8が示すように，ori (FIFO) において各フローのスループットが大きく異なるため，同図の ori (FIFO)，ori (RR)，Proposed の結果は図5で灰色で示す領域の結果に最も類似し，特に，以下の特徴が同様である．

- ori (FIFO) におけるフロー 1 とフロー 2 のスループットは大きく異なり，公平性の面で最も劣る．
- ori (RR) におけるフロー 1 とフロー 2 のスループットが等しく，その値が ori (FIFO)

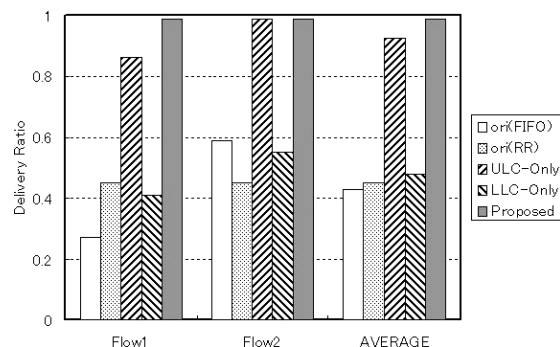


図 9 各方式のパケット到達の比較

Fig. 9 Packet delivery ratio of each scheme.

の場合のフロー 1 のスループットより大きく、フロー 2 のスループットより小さい。

- Proposed におけるフロー 1 とフロー 2 のスループットが等しく、その値が ori (RR) におけるスループットより高い。

ここで、ULC-Only と LLC-Only の結果について考察する。ULC-Only 方式は ori (RR) 方式と同様なスループット特性を示した。これは、ULC-Only 方式は RR スケジューリングを使用し、下位層でレート制御を行わないため、各々のフローの実際に使用する帯域が ori (RR) の場合と同様であるためである。一方、LLC-Only 方式は、公平性の面で ori (RR) と ULC-Only 方式より劣るが、各々のフローのスループットが高く、その平均値は Proposed と同等な値を示した。LLC-Only 方式は、下位層でのみレート制御を行い、M2 が受信するフロー 1 のレートと M2 が送信するフロー 1 のレートが等しくなるように、M1 からの送信レートを制御する。M1 でのレート制御の結果、M2 からのパケット送信レートが向上し、平均スループットが従来方式より高い結果を示した。

図 9 に各フローの到達率とその平均値を比較する。ori (FIFO) において、フロー 2 がフロー 1 より 2 倍以上高いパケット到達率を示し、平均到達率が約 45% となった。これに対して、ori (RR) における各フローのパケット到達率が、それぞれ約 45% を得た。一方、Proposed において、両フローが約 100% のパケット到達率を得た。

ここで、同図の結果を図 6 に示す理論特性に比較する。図 9 の ori (FIFO), ori (RR), Proposed の結果は図 6 で灰色で示す領域の結果に最も類似し、特に以下の特徴が同様である。

- ori (FIFO) におけるフロー 2 とフロー 1 のパケット到達率が大きく異なる。
- ori (RR) におけるフロー 1 とフロー 2 のパケット到達率が等しく、その値が ori (FIFO) の平均到達率にほぼ等しい。
- Proposed におけるフロー 1 とフロー 2 のパケット到達率は、それぞれ約 100% となる。ここで、ULC-Only と LLC-Only 方式の結果について考察する。LLC-Only 方式は、従来方式のパケット到達率の特性を改善できていない。これは、パケットを生成する上位層でレート制御が行われないため、バッファ溢れにより多くのパケットが廃棄されるからである。したがって、下位層レート制御だけでは輻輳制御ができないことが分かる。一方、ULC-Only において、フロー 1 は 80% 以上の、フロー 2 は 100% に近いパケット到達率となり、Proposed に続いて優れた結果を示した。これは、ULC-Only はパケットを生成する上位層でレート制御を行うためである。なお、フロー 1 の到達率が若干劣る理由は、フロー 1 は 2 ホップの通信を要し、中継端末 (M2) での輻輳回避ができなかったことである。上記から、上位層と下位層でのレート制御、両方が負荷制御に重要な役割を果たすことが分かった。

### 3.2 メッシュトポロジにおける性能評価

メッシュトポロジを対象に ori (FIFO), ori (RR), Proposed の性能比較を行う。メッシュトポロジは、2 台の端末間で複数の経路が存在し、トポロジの変動に強いという利点を持ち<sup>25)</sup>、センサネットワーク、メッシュネットワーク、車車間ネットワークに及び幅広いアプリケーションに利用される。シミュレーションにおいて、図 10 に示す 24 台の端末から構成されるメッシュネットワークを想定し、該当トポロジにおいて 1 ホップ通信を要するトラフィックを 3 本、2 ホップ通信を要するトラフィックを 5 本、3 ホップ通信を要するトラフィックを 4 本、それぞれ設定した。本シミュレーションでは、各端末における合計バッファサイズが 50 キロバイト、トラフィックの最大レートを 512 Kbps に設定した。無線チャネルの帯域およびアプリケーションのレートなども表 2 に示す実環境に近い設定となっている。

表 4 にシミュレーション結果を示す。ここで、提案方式における負荷監視モジュールは、輻輳制御を目的とする制御を行った。同表に示すように、従来方式 (ori (FIFO) と ori (RR)) はパケット到達率が非常に低く、送信パケットの 20% 未満しか受信端末に到達していない。一方、提案方式はチャネルキャパシティに応じた負荷制御を行うため、パケットロスが少なく、パケット到達率は 90% 以上となった。しかし、スループット特性は従来方式に比べて若干劣る結果となった。その原因は端末間でのシグナリングオーバーヘッドであると考えられる。本シミュレーションにおいて、端末間でのシグナリングオーバーヘッドは 4.6 Kbps であった。一方、提案方式はエンド・トゥ・エンド遅延を 6 秒以上短縮できた。ここで、さら

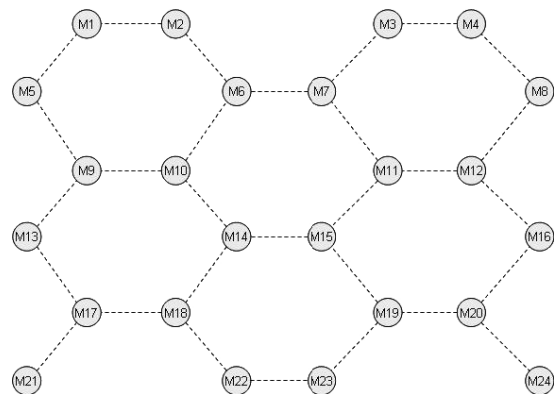


図 10 メッシュトポロジ  
Fig.10 Mesh topology.

表 4 メッシュトポロジにおける各方式の性能比較  
Table 4 Performance of each scheme for mesh topology.

評価指標	ori(FIFO)	ori(RR)	Proposed
平均パケット到達率	0.18	0.17	0.91
平均スループット [Mbps]	0.145	0.148	0.138
平均遅延[秒]	10.51	7.16	1.03

なる遅延短縮のために、提案方式を遅延制御として使用する。トラフィックの最大ホップ数が 3 ホップである本シナリオにおいて、400 ミリ秒以下のエンド・トゥ・エンド遅延を目的に  $TQD_{MIN}$  と  $TQD_{MAX}$  をそれぞれ 30 ミリ秒と 100 ミリ秒に設定してシミュレーションを行った結果、エンド・トゥ・エンド遅延を 197 ミリ秒まで短縮できた。この場合の提案方式のスループットとパケット到達率は、それぞれ 0.136 Mbps と 93%であった。また、このときのオーバーヘッドは 5.2 Kbps であった。

### 3.3 スター型トポロジにおける性能評価

スター型トポロジを対象に各方式の性能評価を行う。スター型トポロジは任意の 2 台の端末間で 1 本のルートしか持たないトポロジであり、複雑な経路制御を必要としないため消費エネルギーも他のネットワークトポロジに比べて低いという利点を持ち<sup>25)</sup>、センサネットワーク、路車間ネットワーク、オフィス、イベント会場などにおけるアドホックネットワー

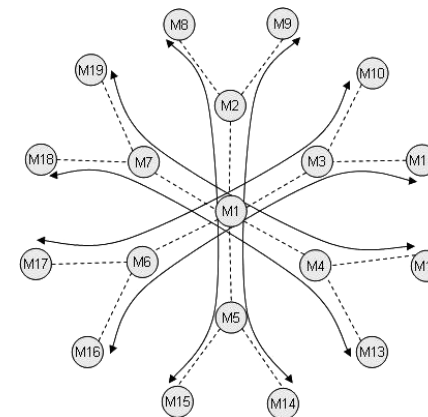


図 11 スター型トポロジ  
Fig.11 Star topology.

クに及び幅広いアプリケーションに利用される。シミュレーションにおいて、図 11 に示す 19 台の端末から構成されるスター型トポロジを対象に、各方式の性能評価を行った。本トポロジの中心に端末 M1、M1 を囲んで 6 台の端末 M2 ~ M7、さらにこれらを囲んで 12 台の端末 (M8 ~ M19) が位置する。M8 ~ M19 の間に設定した双方向のトラフィックが、M1 ~ M7 を図 11 に示すよう経由する。同図から分かるように、M1 がすべてのトラフィックの中継端末となるため、本トポロジは輻輳が最も発生しやすいトポロジである。シミュレーションでは、各端末における合計送信バッファサイズを 60 キロバイト、トラフィックの最大レートを 512 Kbps に設定した。無線チャンネルの帯域およびアプリケーションのレートなども表 2 で示す実環境に近い設定となっている。

表 5 にシミュレーション結果を示す。ここで、提案方式における負荷監視モジュールは、輻輳制御を目的とする制御を行った。同表に示すように、従来方式は 4%のパケット到達率しか得ていない、それに比べて提案方式は到達率を 88%まで改善できた。しかし、メッシュトポロジの結果と同様に、スター型トポロジにおいても提案方式は、シグナリングオーバーヘッドなどによりスループット特性が若干劣る結果となった。このときの端末間のシグナリングによるオーバーヘッドは 3.5 Kbps であった。一方、提案方式は、従来方式で得られた約 11 秒のエンド・トゥ・エンド遅延を約 2 秒までに短縮できた。ここで、さらなる遅延短縮のために提案方式を遅延制御として使用する。4 ホップ通信が要求される本スター型トポロジ

表 5 スター型トポロジにおける各方式の性能比較  
Table 5 Performance of each scheme for star topology.

評価指標	ori(FIFO)	ori(RR)	Proposed
平均パケット到達率	0.04	0.04	0.88
平均スループット [Mbps]	35.37	35.15	33.78
平均遅延[秒]	11.49	10.87	2.38

において、400 ミリ秒以下のエンド・トゥ・エンド遅延を目的に  $TQD_{MIN}$  と  $TQD_{MAX}$  をそれぞれ 30 ミリ秒と 50 ミリ秒に設定して実験した結果、提案方式は平均エンド・トゥ・エンド遅延を約 103 ミリ秒までに短縮した。しかし、このとき、スループットが 28.1 Kbps と悪化し、シグナリングによるオーバーヘッドは 3.6 Kbps となった。一方、この場合のパケット到達率は 95%まで改善された。以上の結果より、遅延の大幅な短縮は、スループットを悪化させる可能性があり、今後は遅延とスループットの関係について調査する予定である。

### 3.4 従来端末が混在する場合の性能評価

提案方式は従来方式と互換性を持つため、ネットワークの一部の端末が提案手法に対応できない場合でも提案方式は動作する。しかし、提案手法が対応できない端末の割合が増加すると、提案手法の有効性が劣化することが想定される。そこで、従来端末が混在するネットワークモデルを想定し、提案方式の有効性を検証した。検証対象のトポロジは図 11 に示すスター型トポロジであり、シミュレーションパラメータは前節のものと同様である。シミュレーションにおいて平均パケット到達率と平均遅延を評価した。評価結果を表 6 に示す。同表において、「全端末対応」はネットワークにおけるすべての端末が提案手法に対応できるケースであり、「全中継端末非対応」は図 11 において M1 ~ M7 が提案手法に非対応であるケースであり、「送信端末 4 台非対応」は M8 ~ M19 のうち 4 台、具体的には M10, M13, M16, M19 が提案手法に非対応であるケースであり、「送信端末 8 台非対応」は M8 ~ M19 のうち 8 台、具体的には M9, M10, M12, M13, M15, M16, M18, M19 が提案手法に非対応であるケースであり、全端末非対応 (FIFO) はすべての端末が提案手法に非対応であるケースである。結果から分かるように、提案手法に対応できない端末数が増加するとともに提案方式の有効性が劣化する。特に、提案手法に対応できないもので、トラフィックを生成する端末の割合が増加すると有効性が大きく劣化することを確認できた。これは、3.1 節での検証結果から分かるように、上位層レート制御手法はパケットの生成レートを調整するため、上位層レート制御が提案方式の性能に与える影響が大きいためである。

表 6 従来端末が混在する場合の性能評価

Table 6 Performance evaluation of cases where conventional nodes exist in network.

ケース	平均パケット到達率	平均遅延 [秒]
全端末対応	0.88	2.38
全中継端末非対応	0.80	3.01
送信端末 4 台非対応	0.61	5.17
送信端末 8 台非対応	0.31	8.04
全端末非対応(FIFO)	0.04	11.49

## 4. 関連研究

エンド・トゥ・エンド輻輳制御が無線通信環境に素早く対応できないことから、いくつかの分散型輻輳制御方式が提案された。文献 9) は公平なホップ・バイ・ホップ輻輳制御方式を提案し、ホップ・バイ・ホップ輻輳制御の効果が空間的に拡散するという重要な特徴を持つことを示した。しかし、文献 9) は、無線チャネルのキャパシティが固定であり、近隣端末はお互いに干渉しないで同時チャネルアクセスができるなど、一般的な無線マルチホップネットワークで実現が困難な仮定に基づくことが問題である。一方、文献 10)–13) はトラフィックの受信端末 (シンク) を根とするツリー型トポロジを形成するセンサネットワークを対象に提案されたホップ・バイ・ホップ輻輳制御方式である。CODA<sup>10)</sup> では、各端末がチャネルセンシングにより輻輳を検知し、制御メッセージをブロードキャストする。制御メッセージが送信端末に到着すれば、送信端末は AIMD アルゴリズムなどにより送信レートを制御する。CODA の制御メッセージには明示的な伝搬方向がないため、シンクを根とするツリー型トポロジ以外では、制御メッセージが適切な送信端末に到着することは保証されない。また、チャネルセンシングによる輻輳検知手法は、キュー監視手法に比べて効果が低いと文献 11) に指摘されている。Fusion<sup>11)</sup> では、各端末がキュー監視により輻輳を検知したらそれ以降に送信するすべてのパケットのヘッダに「輻輳」ビットを設定してブロードキャストする。「輻輳」ビットが設定されたパケットをオーバヒアリンクした端末は、該当の端末が自端末の親である場合に「輻輳」ビットが設定されている間はパケットの送信を停止する。マルチホップ通信において Fusion を用いる場合、お互いに親と子の関係を持つ輻輳端末が 3 台以上存在する場合、親が輻輳している間に通信を停止させる処理と、自分の輻輳状態を子に通知するためにパケットを送信する処理が相反し、その制御が困難と考えら

れる。また、このようなストップ・アンド・スタートレート制御方式は細かなレートの調整ができないという欠点を持つ。さらに、Fusion は CODA と同様、ツリー型以外のトポロジでは動作できないという問題がある。CCF<sup>12)</sup> において、チャンネル帯域とその子端末の数から各々の端末でのパケット送信レートが決定される。PCCF<sup>13)</sup> は CCF の拡張方式であり、端末間の優先順位を考慮してレートを決定するものである。これらの方式は、CODA と Fusion と同様、ツリー型トポロジに依存するとともに、帯域を固定な資源として扱うという問題がある。文献 14), 15) はチェントポロジを想定した OPET 方式を提案している。OPET では、近隣端末から RTS を受信した端末が自端末のキュー長に基づいて該当パケットの受信を拒否または許可する。パケット受信を許可する場合は CTS パケットを、拒否する場合は OPET 特有なネガティブ CTS (NCTS) パケットを返す。NCTS パケットを受信した端末は、該当端末から CTS を受信するまでパケット送信を停止する。一方、NCTS を送信した端末は、輻輳状態が解消された時点で該当近隣端末に対して CTS パケットを送信する。以上から分かるように、NCTS パケットを受信した端末は、該当近隣端末において輻輳が解消されるまでパケット通信ができない。したがって、この間は、他の近隣端末へもパケット送信ができず、結果としてさらなる輻輳を招く恐れがある。また、OPET は MAC 層で RTS/CTS/DATA/ACK, RTS/NCTS, CTS/DATA/ACK の 3 タイプのハンドシェイクメカニズムを持ち、CSMA/CA チャンネルアクセス方式<sup>16)</sup> への修正を必要とするためその実現が困難と考えられる。本論文が提案する分散型負荷制御方式は上記説明の各方式に比べて、下記の各面で有利な特徴を持つ。

- 文献 9)–15) の方式に比べて、提案方式はクロスレイヤ制御を有効的に活用することでシグナリング、レート制御の効率化を図った。
- 文献 9) において負荷監視処理はフローごとに行われるのに対して、本提案方式はリンクベースでの監視処理を行うため、バッファ管理が文献 9) に比べてシンプルである。
- 文献 9)–15) においてはトラフィック単位でのレート制御を行うが、本提案方式は 2.4.1 項の説明のとおり、上位層で複数のトラフィックのレートを統合的に制御でき、レート制御の精度を高める効果がある。
- 文献 10), 11), 14), 15) においてトラフィックのレート制御は AIMD またはスタート・アンド・ストップ手法を採用しているのに対して、提案方式においては具体的なレート調整ができ、レート制御の精度が高く、レートの振動を起こしにくいという利点を持つ。
- 文献 14), 15) と異なり、提案方式は MAC プロトコルの修正を必要としないため、実システムへ適用しやすい。

- 文献 10)–15) は特定のネットワークトポロジでのみ動作するが、本提案方式はネットワークトポロジに依存しないため、幅広いアプリケーションへの適用が可能である。
- 文献 9)–15) は輻輳制御のみを行うが、提案方式は遅延制御としても有効である。

## 5. ま と め

ネットワークにおける輻輳は、通信の品質、特に、パケット到達率、遅延、スループット、公平性、チャンネル有効利用などの悪化を招く大きな課題である。有線ネットワークにおける輻輳制御は、TCP エンド・ツウ・エンドフロー制御によって対応されてきた。しかし、無線マルチホップネットワークにおける通信環境は有線環境と大きく異なる。特に、無線チャンネルは端末間で空間的に共有されるため、端末の数、密度によってリンクキャパシティが異なる。また、端末の移動、マルチパスフェージングなどにより、チャンネル状態が常時変動する。このような無線マルチホップネットワークにおいて、エンド・ツウ・エンド輻輳制御は素早く対応できない。本論文は輻輳制御としてだけでなく、遅延制御としても有効である分散型負荷制御方式を提案した。本負荷制御方式は各端末での負荷監視、端末内と端末間のレートシグナリング、および下位層と上位層でのレート制御から構成され、クロスレイヤ制御を大きく活用する。さらに、本提案方式は明示的なレートシグナリングと、統合的なレート制御を行うため、負荷制御が高効率で実現できる。本論文において、Qualnet ネットワークシミュレータを用い、実システムで使用される IEEE802.11b 無線環境およびマルチホップ無線ネットワークで広く想定されるネットワークトポロジを対象にシミュレーション実験を行い、提案方式の実環境への適用性および有効性について評価した。シミュレーション結果から提案方式は、パケット到達率を最大 80%向上させ、遅延を数秒から数百ミリ秒まで削減できることを確認した。しかし、シグナリングオーバーヘッドなどにより、スループットが若干劣る結果となった。今後、パケット到達率、遅延特性を改善しながら、スループット特性も悪化させない手段について検討する。また、TCP トラフィックへの対応、および厳しいリアルタイム性を要求するトラフィックを対象に、アドミッション制御の導入を検討する。

謝辞 本研究は情報通信研究機構の研究委託により実施したものである。

## 参 考 文 献

- 1) Jacobson, V.: Congestion avoidance and control, *ACM SIGCOMM'88*, pp.314–329 (1988).

- 2) Rejaie, R., Handley, M. and Estrin, D.: RAP: An end-to-end rate-based congestion control mechanism for real-time streams in the internet, *Proc. IEEE INFOCOM*, Vol.3, pp.1337–1345 (1999).
- 3) Sisalem, D. and Wolisz, A.: LDA+ TCP-friendly adaptation: A measurement and comparison study, *Proc. International Workshop on Network and Operating Systems for Digital Audio and Video (NOSSDAV)* (2000).
- 4) Xu, S. and Safdawi, T.: Does the IEEE 802.11 MAC protocol work well in multi-hop wireless ad hoc networks?, *IEEE Communications Magazine*, Vol.39, Issues 6, pp.130–137 (2001).
- 5) Fu, Z., Meng, X. and Xu, S.: How bad TCP can perform in mobile ad-hoc networks, *IEEE symposium on computers and mobile communications*, pp.298–303 (2002).
- 6) Lee, S. and Gerla, M.: Dynamic load-aware routing in ad hoc networks, *IEEE ICC'01*, Vol.10, pp.3206–3210 (2001).
- 7) Ye, Z., Krisnamurthy, S. and Tripathi, S.: Use of congestion-aware routing to spatially separate TCP connections in wireless ad hoc networks, *IEEE MASS'04*, Vol.25, Issue 27, pp.389–397 (2004).
- 8) Wang, C., Sohraby, K., Li, B., Daneshmand, M. and Hu, Y.: A survey of transport protocols for wireless sensor networks, *IEEE Network*, Vol.20, Issue 3, pp.34–40 (2006).
- 9) Yi, Y. and Shakkottai, S.: Hop-by-hop congestion control over a wireless multi-hop network, *IEEE INFOCOM 2004*, Vol.4, pp.2548–2558 (2004).
- 10) Wan, C.-Y., Eisenman, S.B. and Campbell, A.T.: CODA: Congestion detection and avoidance in sensor networks, *ACM Sensys'03*, pp.266–279 (2003).
- 11) Hull, B., Jamieson, K. and Balakrishnan, H.: Mitigating congestion in wireless sensor networks, *ACM Sensys'04*, pp.134–147 (2004).
- 12) Ee, C.-T. and Bajcsy, R.: Congestion control and fairness for many to one routing in sensor networks, *ACM Sensys'04*, pp.148–161 (2004).
- 13) Wang, S., Sohraby, K., Larence, V., Li, B. and Hu, Y.: Priority-based congestion control in wireless sensor networks, *IEEE SUTC'06*, Vol.1, Issue 05-07, pp.22–31 (2006).
- 14) Zhai, H., Wang, J. and Fang, Y.: Distributed packet scheduling for multihop flows in ad hoc networks, *IEEE Wireless Communications and Networking Conference*, Vol.2, Issue 21-25, pp.1081–1086 (2004).
- 15) Zhai, H., Wang, J. and Fang, Y.: Alleviating intra-flow and inter-flow contentions for reliable service in mobile ad hoc networks, *IEEE Military Communications Conference 2004*, Vol.3, pp.1640–1646 (Oct. 2004.)
- 16) ANSI/IEEE Std 802.11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications (1999).
- 17) Shagdar, O., Shirazi, M.N., Kadowaki, N. and Obana, S.: Cross layer design for multi-hop wireless networks, *IEICE General Conference*, Vol.2007, p.295 (2007).
- 18) Shagdar, O., Tang, S., Shirazi, M.N., Suzuki, R. and Obana, S.: Cross layer adaptive rate control scheme over wireless LAN, *IEICE Technical Report*, Vol.107, No.525, pp.121–126 (2008).
- 19) IEEE 802.11 Task Group S Mesh Networking Standard. [http://grouper.ieee.org/groups/802/11/Reports/tgs\\_update.htm](http://grouper.ieee.org/groups/802/11/Reports/tgs_update.htm)
- 20) Satyavolu, R., Duvedi, K. and Kalyanaraman, S.: Explicit rate control of TCP applications, *ATM Forum Document*, 98-0152R1 (1998).
- 21) Kokasal, C.E., Kasab, H. and Balakrishnan, H.: An analysis of short-term fairness in wireless media access protocols, *ACM SIG-METRICS 2000*, Santa Clara, CA, pp.118–119 (June 2000).
- 22) Qualnet Simulator. <http://www.scalable-networks.com/>
- 23) Embedded DSP Solutions. <http://www.quickembed.com/en/videoimage.htm>
- 24) VLC media player. <http://www.videolan.org/vlc/>
- 25) Rosemount wireless instrumentation, Wireless topologies for in-plant applications. <http://www.emersonprocess.com/Rosemount/document/notes/00840-0200-4180.pdf>

(平成 20 年 5 月 19 日受付)

(平成 20 年 11 月 5 日採録)



## シャグダル オユーンチメグ

平成 14 年長岡科学技術大学工学部電気・電子システム工学科卒業。平成 16 年同大学大学院修士課程修了。同年(株)国際電気通信基礎技術研究所(ATR)適応コミュニケーション研究所に入所。アドホックネットワーク、ITS、無線 MAC、QoS の研究・開発に従事。電子情報通信学会、IEEE 各会員。



マハダッド ノリ シラジ

平成 5 年神戸大学大学院自然科学研究科博士課程修了。同年科学技術庁特別研究員。平成 7 年郵政省通信総合研究所（現（独）情報通信研究機構）入所，統計的画像処理，顔認識の研究に従事。平成 13～14 年米国カリフォルニア大学バークレー校リサーチフェロー，画像圧縮に従事。平成 17～20 年国際電気通信基礎技術研究所（ATR）の適応コミュニケーション研究所に出向，車車間通信，無線 MAC に従事。



湯 素華

平成 10 年中国科学技術大学電子情報工学科卒業。平成 15 年同大学大学院博士課程修了（Ph.D.）。同年（株）国際電気通信基礎技術研究所（ATR）適応コミュニケーション研究所に入所。メディアアクセス制御，アドホックネットワーク，ITS の研究に従事。電子情報通信学会，IEEE 各会員。



鈴木龍太郎

昭和 52 年電気通信大学電気通信学部物理工学科卒業。昭和 54 年同大学大学院修士課程修了。同年郵政省電波研究所（現，独立行政法人情報通信研究機構）に入所し衛星通信の研究に従事。平成 4～7 年文部省放送教育開発センター助教授。平成 8 年通信総合研究所通信システム部非常時通信研究室長。平成 9 年通信・放送機構川崎次世代 LEO リサーチセンターサブリーダー。平成 14 年独立行政法人通信総合研究所無線通信部門先進衛星技術実証グループリーダー。平成 16 年同高速衛星ネットワークグループリーダー。平成 19 年株式会社国際電気通信基礎技術研究所適応コミュニケーション研究所スマートネットワーク研究室長。平成 20 年 9 月より独立行政法人新世代ワイヤレス研究センター宇宙通信ネットワークグループリーダーとして衛星通信システムの研究開発に従事。工学博士。IEICE，IEEE，AIAA 各会員。IAF Satellite Communication and Navigation Committee 委員。



小花 貞夫（フェロー）

昭和 28 年生。昭和 51 年慶應義塾大学工学部電気工学科卒業。昭和 53 年同大学大学院修士課程修了。同年国際電信電話（株）（現 KDDI（株））入社。パケット交換方式，ネットワークアーキテクチャ，OSI プロトコル実装，データベース，ビデオテックス，分散処理，ネットワーク管理，ITS の研究・開発に従事。平成 16 年（株）国際電気通信基礎技術研究所執行役員適応コミュニケーション研究所所長，アドホックネットワーク，ITS，センサネットワーク，コグニティブ無線の研究・開発に従事。工学博士。平成 13 年文部科学大臣賞（研究功績者），本会フェロー，電子情報通信学会会員。