

端末間スループットを高度に保証するマルチホップ無線通信用パケットスケジューリングに関する研究 —IEEE 802.11 準拠マルチホップ無線 LAN におけるスループット不公平性の解析—

笠原 正 治 京都大学大学院情報学研究科准教授

1 はじめに

近年、無線端末相互間やアクセスポイント相互間を無線で中継することにより、比較的容易に通信エリアを拡張できる無線メッシュネットワークが注目されている。無線メッシュネットワークでは、アクセスポイントや無線端末が網目状に配置され、データは複数の端末を中継することによりインターネットに接続されたゲートウェイに送られる。複数の端末を中継することにより、通信エリアの拡張が可能だけでなく、有線での通信インフラストラクチャ整備が困難である地域にも容易に設置できる。

現在、無線 LAN では MAC プロトコルとして IEEE 802.11 により標準化された Distributed Coordination Function (DCF) が採用されており、DCF では Carrier Sense Multiple Access with Contention Avoidance (CSMA/CA) と呼ばれるアクセス制御方式が用いられる。CSMA/CA 方式では、搬送波検知やバックオフアルゴリズムなどにより各端末が自律分散的に送信権を獲得し、データフレームを送信できる一方、スループットを低下させる原因として隠れ端末問題やさらし端末問題が知られている。隠れ端末問題とは、同じ受信端末と通信する送信端末同士が互いの通信を傍受することができないことにより生じるもので、複数の通信が受信端末で衝突して、スループットの低下をもたらす。さらし端末問題とは、ある送受信端末が通信中であるとき、その通信と干渉しない新規通信を要求する他端末が現在の通信信号を傍受することにより、新規通信が抑制される問題である。IEEE 802.11 では、Request to send/Clear to send (RTS/CTS) 方式による 4 ウェイハンドシェイクを行うことでこれらの問題を解決しているが、RTS/CTS メッセージ交換はシングルホップネットワークにおいて有効な制御方式であり、マルチホップネットワークでは効果的に機能しないため、通信の不公平性が発現する。

マルチホップ無線ネットワークにおける不公平性に関する問題の一つに、ホップ数の違いによるエンド・ツー・エンドのスループット不公平性の問題がある。一般に、マルチホップ無線ネットワークでは中継する端末が多い通信フローほど、信号の干渉やバッファ容量の不足によるフレームのロスが発生し、結果としてエンド・ツー・エンドのスループットは小さくなる。

ホップ数の違いによるスループット不公平性の他に、不適切なアクセス制御方式に起因する Extended Inter Frame Space (EIFS) 問題がある。EIFS は端末がエラーフレームを受信したときに送信待機する時間であり、通常のフレームを受信後に送信を抑制する時間である DCF Inter Frame Space (DIFS) 時間より長く設定されている。無線の信号は距離が遠くなるほど減衰する特性があるため、同じ信号であっても送信端末からの距離により正常にフレームを受信する正常受信端末とエラーも含んだフレームを受信する誤受信端末が存在する。正常受信端末はフレームを受信してから DIFS 時間後に次の送信を開始し、一方誤受信端末は EIFS 時間後に次の送信を開始するため、正常受信端末が次にフレームを送信できる確率が高くなり、通信機会の不公平性が発生する。

マルチホップ無線ネットワークにおける通信フロー間の不公平性を解消するために、文献[5]では他端末からの転送フレームを送信元ごとに別々のキューに格納し、順番にフレームを送出することで、ホップ数の違いによる不公平性を改善している。文献[10]では、フレーム長によってエラーフレームを推測し、それぞれのフレームに対して適切な時間だけ送信を延期することで EIFS 問題を解決している。性能評価に関連する研究として、文献[7]では送信帯域と受信帯域の比率から、2 ホップ無線ネットワークのスループット解析をしている。文献[8]ではボトルネックとなっている領域に注目して、ノード数 n が増加したとき、それぞれのノードのスループットは $O(1/n)$ で減少することを示している。しかしながら、スループット不公平性に関連する従来の性能評価研究の多くはシミュレーション実験に基づくものであり、MAC 層プロトコルの挙動を考慮した通信フローレベルの理論解析はほとんど行われていない。

そこで本稿では、バックホール型無線メッシュネットワークの通信フローに対するエンド・ツー・エンドレベルのスループット解析を行う。具体的には、EIFS 問題が発現する配置にある 3 ノード直列無線メッシュ

ネットワークにおいて、1 ホップと 2 ホップの二つの通信フローがゲートウェイノードに送信される状況を 2 ノード直列型待ち行列網でモデル化し、系内フレーム数とネットワーク状態の結合分布を導出することによりスループットの解析を行う。また、ネットワーク・シミュレータ ns-2 を用いたシミュレーション実験を行い、解析の妥当性を検証する。

本論文の構成は以下の通りである。2 章では CSMA/CA 方式における EIFS 問題について述べる。3 章では理論モデルについて述べ、4 章では理論モデルの解析を行う。5 章では解析結果に基づいた数値例を示し、シミュレーション結果と比較してモデルの妥当性を検証する。6 章では結論と今後の課題を述べる。なお、本報告書の内容は[13]の発表を基に構成されている。

2 CSMA/CA 方式における EIFS 問題

CSMA/CA 方式では、通信帯域の利用状況を見るために、Inter Frame Space (IFS) と呼ばれる時間間隔が定められており、IFS の種類として Short Inter Frame Space (SIFS), DIFS, EIFS が規定されている。SIFS は最も短いフレーム間隔で、最優先のフレームである ACK フレームまたは CTS フレームを送信する際に用いられる。DIFS は通信帯域がアイドル状態であるかどうかを判断するために用いられ、SIFS よりも長い時間に設定される。EIFS は SIFS 時間+ACK 送信時間+DIFS 時間で定義された最も長いフレーム間隔で、無線端末がエラーの含まれるフレームを受信したときに使用される。EIFS が DIFS より大きな値であるのは、無線端末がエラーの含まれるフレームを受信した場合でも、他端末がそのフレームを正常に受信した可能性があり、その際に送信される ACK フレームとの衝突を回避するためである。

以下では、不正確な EIFS 値によって通信機会に不公平性が発生する EIFS 問題について述べる[10]。無線端末から送信されるフレームは、電波の特性から通信距離が遠くなるほど信号が弱くなるため、比較的遠い距離にある端末では正常に受信することができず、受信フレームにエラーが含まれるようになる。無線通信では送信フレームを正常に受信できる距離である通信可能範囲 (transmission range) と、受信できるがエラーも含まれる距離であるセンシング範囲 (sensing range) が存在する。



図 1 3 ノードチェーントポロジ無線ネットワーク
Fig. 1 Wireless network with three-node chain topology.

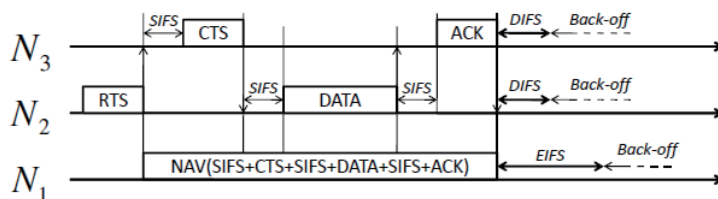


図 2 EIFS 問題が発生するタイムダイアグラム
Fig. 2 Time diagram for EIFS problem.

ここで、図 1 に示すような無線ネットワークを考える。ここでは無線端末 N_1 , N_2 , N_3 が直列に配置されており、隣り合う端末は通信可能範囲にある。一方、 N_1 と N_3 間は通信可能範囲外であるが、センシング範囲内である。図 2 は、 N_2 から N_3 へフレームが送信される際の一連の動作を示している。 N_3 の送信する ACK フレームが N_1 でエラーフレームとして処理されることに注意すると、 N_2 から N_3 へフレーム送信が完了した後、 N_3 は DIFS 時間後バックオフを開始するが、 N_1 は (EIFS-DIFS) 時間だけ N_2 より遅れてバックオフを開始することになる。したがって N_2 から N_3 への送信完了後は N_2 が再びフレームを送信する確率が高く、不公平性が発現している。

3 解析モデル

二つの無線端末ノード1, ノード2とゲートウェイ (GW) からなる3ノードチェーントポロジネットワークを考える (図1). このモデルでは, ノード1からノード2を介してGWに送られるフロー1と, ノード2からGWに送られるフロー2が存在する. ノード1とノード2およびノード2とGWはそれぞれ通信可能範囲内に配置される. ノード1とGWは通信可能範囲外であるが, センシング範囲内に配置されているものとする. したがって前章で述べたEIFS問題が発現しており, ノード2→GW通信完了後はノード2→GW通信がノード1→ノード2通信より優先される. また, 共通の通信周波数を用いているため, 同時に二つ以上のノードが通信することは出来ない.

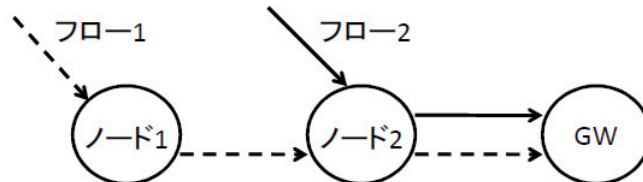


図3 2フローモデル

Fig.3 Two-flow model.

上述した3ノード・チェーントポロジに従う無線メッシュネットワークを, 図3のような2ノードが直列結合した待ち行列でモデル化することを考える. モデル化において, 以下の仮定をおく.

1. ノード1, 2へのフレーム到着は, それぞれ率 λ_1, λ_2 のポアソン過程に従う.
2. ノード1, 2とも, システム容量は K である.
3. ノード1, 2とも, フレーム送信処理時間は率 μ の指数分布に従う. ノード1で処理されたフレームはノード2の待ち行列に参加し, ノード2で処理されたフレームは系外へ退去する.
4. フレーム送信処理は, どちらか一方のノードでのみ行われ, 2つのノードが同時に送信処理を行うことはできない.
5. DIFS (EIFS) とバックオフ時間の和は率 $\alpha (\beta)$ の指数分布に従う.

上述の仮定の下で, 各ノードにおける送信処理は以下のように行われることに注意する.

- ノード1のサービス完了時から平均 $1/(2\alpha)$ の指数時間経過後, ノード1または2でサービスが開始される確率はともに $1/2$ である.
- ノード2のサービス完了時から平均 $1/(\alpha+\beta)$ の指数時間経過後, 確率 $\beta/(\alpha+\beta)$ でノード1での送信処理が, 確率 $\alpha/(\alpha+\beta)$ でノード2での送信処理が開始される.
- ノード1またはノード2でのサービス完了後, ノード1でフレームの送信権を得たがフレームが存在しない場合, ノード1は到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態となり, ノード1で送信権を獲得時から平均 $1/(\alpha+\lambda_1)$ の指数時間経過後, 確率 $\alpha/(\alpha+\lambda_1)$ でノード2での送信処理が開始され, 確率 $\lambda_1/(\alpha+\lambda_1)$ でノード1にフレームが到着して直ちに送信処理が開始される.
- ノード2でのサービス完了後, ノード2でフレームの送信権を得たがフレームが存在しない場合, ノード2は到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態となり, ノード2で送信権を獲得時から平均 $1/(\beta+\lambda_2)$ の指数時間経過後, 確率 $\beta/(\beta+\lambda_2)$ でノード1での送信処理が開始され, 確率 $\lambda_2/(\beta+\lambda_2)$ でノード2にフレームが到着して直ちに送信処理が開始される.
- ノード1 (ノード2) で到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態で, ノード2 (ノード1) でフレームの送信権を得たがフレームが存在しない場合は, ノード1, 2ともに到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態となり, ノード2 (ノード1) で送信権を獲得時から平均 $1/(\lambda_1+\lambda_2)$ の指数時間経過後, 確率 $\lambda_1/(\lambda_1+\lambda_2)$ でノード1にフレームが到着して直ちに送信処理が開始され, 確率 $\lambda_2/(\lambda_1+\lambda_2)$ でノード2にフレームが到着して直ちに送信処理が開始される.

4 性能解析

本章では各フローのエンド・ツー・エンドスループットを導出する.

はじめに, ネットワーク状態を定義する. ネットワークの状態は各ノードにフレームが存在しても直ちにサービスを開始できない状態と, 直ちにサービスを開始できる状態の2つに分類できる. 前者はさらに以下の4状態に分類できる.

1. s_1 : ノード1でサービス中である状態.
2. s_2 : ノード2でサービス中である状態.
3. s_3 : ノード1でのサービス直後でかつ, 両ノードでサービスしていない状態.
4. s_4 : ノード2でのサービス直後でかつ, 両ノードでサービスしていない状態.

後者の状態, つまり, 直ちにサービスを開始できる状態は以下の3状態に分類することができる.

5. s_5 : ノード1で到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態.
6. s_6 : ノード2で到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態.
7. s_7 : ノード1, 2ともに到着したフレームが直ちにサービスを開始できる状態.

以下では $S = \{s_1, s_2, \dots, s_7\}$ とし, 時刻 t でのネットワーク状態を $S(t)$ とする. また, $K = \{0, 1, \dots, K\}$ とし, 時刻 $t (t \geq 0)$ において, ノード1, 2に存在する総フレーム数をそれぞれ $M_1(t)$, $M_2(t)$ とすると, 仮定より, 3変数確率過程 $\{(M_1(t), M_2(t), S(t)); t \geq 0\}$ は状態空間 $J = K \times K \times S$ 上の連続時間マルコフ連鎖となる. しかし, $S(t)$ が取り得る状態は $M_1(t)$ と $M_2(t)$ に依存して決まり, その結果として, 状態空間 J の中には $\{(M_1(t), M_2(t), S(t)); t \geq 0\}$ が取り得ない状態が含まれている. そうした冗長な状態を取り除き, 規約な状態空間を構成するため, S の部分集合 S_{n_1, n_2} ($n_1 \in K, n_2 \in K$) を

$$S_{n_1, n_2} = \begin{cases} \{s_4, s_5, s_6, s_7\}, & n_1 = 0, n_2 = 0, \\ \{s_2, s_3, s_4, s_5\}, & n_1 = 0, n_2 \geq 1, \\ \{s_1, s_4, s_6\}, & n_1 \geq 1, n_2 = 0, \\ \{s_1, s_2, s_3, s_4\}, & n_1 \geq 1, n_2 \geq 1, \end{cases}$$

と定義し, さらに

$$J' = \{(n_1, n_2, s); n_1 \in K, n_2 \in K, s \in S_{n_1, n_2}\}$$

とおくと, 仮定とネットワーク状態の定義より, J' 上で $\{(M_1(t), M_2(t), S(t)); t \geq 0\}$ は規約なマルコフ連鎖となる. 以下では状態空間 J' に含まれる状態を辞書式順序で並べ, 状態集合 L_k ($k=0, 1, \dots, K$) を $L_k = \{(n_1, n_2, s) \in J'; n_1 = k\}$ と定義する.

仮定より, $M_1(t)$ の値が変化するのはノード1への到着が発生した場合と, ノード1での送信処理が終わった場合のみであり, その変化量は高々1である. したがって, $\{(M_1(t), M_2(t), S(t)); t \geq 0\}$ の無限小生成作用素 Q は次のような3重対角ブロック行列となる.

$$Q = \begin{matrix} & \begin{matrix} \mathcal{L}_0 & \mathcal{L}_1 & \mathcal{L}_2 & \cdots & \mathcal{L}_{K-2} & \mathcal{L}_{K-1} & \mathcal{L}_K \end{matrix} \\ \begin{matrix} \mathcal{L}_0 \\ \mathcal{L}_1 \\ \mathcal{L}_2 \\ \vdots \\ \mathcal{L}_{K-2} \\ \mathcal{L}_{K-1} \\ \mathcal{L}_K \end{matrix} & \begin{pmatrix} \mathbf{F}_1 & \mathbf{H}_1 & \mathbf{O} & \cdots & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} \\ \mathbf{G}_1 & \mathbf{F}_2 & \mathbf{H}_2 & \cdots & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} \\ \mathbf{O} & \mathbf{G}_2 & \mathbf{F}_3 & \ddots & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots & \vdots & \vdots \\ \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \ddots & \mathbf{F}_K & \mathbf{H}_{K-1} & \mathbf{O} \\ \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \cdots & \mathbf{G}_{K-1} & \mathbf{F}_K & \mathbf{H}_K \\ \mathbf{O} & \mathbf{O} & \mathbf{O} & \cdots & \mathbf{O} & \mathbf{G}_K & \mathbf{F}_{K+1} \end{pmatrix} \end{matrix}.$$

ところで, 仮定より, L_k ($k=1, 2, \dots, K-1$) においてはノード1のフレーム数 $M_1(t)$ と $\{(M_1(t), M_2(t), S(t)); t \geq 0\}$ の状態遷移率は独立であることがわかる. しかし L_0 , すなわちノード1のフレーム数がゼロの場合には,

直ちにサービスを開始できる状態と開始できない状態を区別する必要がある。また、 L_K においては、ノード 1 のバッファに空きがないため、フレームが到着してもノード 1 のフレーム数は変化しない。以上の考察から、

$$\begin{aligned} H_k &= H_2 \quad (k = 3, 4, \dots, K), \\ G_k &= G_2 \quad (k = 3, 4, \dots, K), \\ F_k &= F_2 \quad (k = 3, 4, \dots, K-1), \\ F_K &= F_2 + H_2, \end{aligned}$$

したがって、 \mathcal{Q} は有限状態の準出生死滅過程 (QBD: Quasi-Birth-and-Death Process) の無限小生成作用素と見ることができる。(\mathcal{Q} の詳細については文献[13]を参照。)

さて、 \mathcal{Q} は既約な有限状態 QBD の無限小作用素であることから、極限分布が存在し、それは定常分布と一致する。よって

$$\boldsymbol{\pi} = (\pi_{n_1, n_2, s})_{\{(n_1, n_2, s) \in \mathcal{J}'\}}$$

を

$$\pi_{n_1, n_2, s} = \lim_{t \rightarrow \infty} \Pr[N_1(t) = n_1, N_2(t) = n_2, S(t) = s],$$

と定義すると、 $\boldsymbol{\pi}$ は確率ベクトルであり、 $\boldsymbol{\pi} \mathcal{Q} = \mathbf{0}$ をみたす。

以下では、フロー 1, 2 のスループットを求める。まず、フロー 1, 2 のノード 1, 2 におけるフレーム棄却率をそれぞれ $P_{loss}^{[1]}$, $P_{loss}^{[2]}$ とし、フロー 1 のノード 2 におけるフレーム棄却率を $\tilde{P}_{loss}^{[2]}$ とする。このとき、フロー 1, 2 のスループットをそれぞれ T_1 , T_2 とすると、

$$T_1 = \bar{U} \lambda_1 (1 - P_{loss}^{[1]}) (1 - \tilde{P}_{loss}^{[2]}), \quad T_2 = \bar{U} \lambda_2 (1 - P_{loss}^{[2]}),$$

となる。ただし \bar{U} は平均フレーム長である。ここで PASTA (Poisson Arrivals See Time Averages) より

$$\begin{aligned} P_{loss}^{[1]} &= \lim_{t \rightarrow \infty} \Pr[N_1(t) = K] \\ &= \sum_{\substack{(n_1, n_2, s) \in \mathcal{J}' \\ n_1 = K}} \pi_{n_1, n_2, s}, \end{aligned} \quad (2)$$

$$\begin{aligned} P_{loss}^{[2]} &= \lim_{t \rightarrow \infty} \Pr[N_2(t) = K] \\ &= \sum_{\substack{(n_1, n_2, s) \in \mathcal{J}' \\ n_2 = K}} \pi_{n_1, n_2, s}, \end{aligned} \quad (3)$$

を得る。最後に $\tilde{P}_{loss}^{[2]}$ を求める。ノード 1 においてフレームを送信中の状態、すなわち状態 s_1 である時間だけに注目すると、フロー 1 のノード 2 への到着はポアソン過程となる。したがって、状態 s_1 で条件付けを行った下で PASTA [9] を適用すると、次式を得る。

$$\tilde{P}_{loss}^{[2]} = \frac{\sum_{\substack{(n_1, n_2, s) \in \mathcal{J}' \\ n_2 = K, s = s_1}} \pi_{n_1, n_2, s}}{\sum_{\substack{(n_1, n_2, s) \in \mathcal{J}' \\ s = s_1}} \pi_{n_1, n_2, s}}.$$

5 数値例

本章では、数値計算結果とシミュレーション結果を比較して解析モデルとパラメータ設定の妥当性を検証する。次に、数値計算結果からスループット不公平性についての考察を与える。

5-1 シミュレーションを用いた妥当性の検証

数値計算およびシミュレーションのパラメータは、無線 LAN 方式で現在最も一般的に普及している方式である IEEE 802.11b で定められた規格を基に決定する。表 1 に IEEE 802.11b で定められた規格を示す。

表 1 IEEE 802.11b 規格

フレーム伝送速度	11 [Mbps]
SIFS 時間	10 [μ s]
DIFS 時間	50 [μ s]
EIFS 時間	364 [μ s]
ACK, CTS 送信時間	304 [μ s]
RTS 送信時間	352 [μ s]
スロット時間	20 [μ s]
最大 CW	1023
最小 CW	31

数値計算で用いるパラメータ設定は以下の通りである。平均フレーム長を $\bar{U}=1000$ [bytes] とする。このとき、表 1 から 1 フレームの平均送信時間は $1/\mu = 1935$ [μ s] であり、 $\mu = 517$ とする。 α は $1/\alpha = (\text{DIFS 時間} + \text{平均バックオフ時間})$ を基に、 β は $\beta/(\alpha + \beta) = (\text{ノード 2 で送信完了時に次の送信がノード 1 である確率})$ を基に決定する。バックオフで用いられる CW の値は衝突を検知すると増加するが、本モデルにおいては各ノードはセンシング範囲内に配置されてキャリアセンスを行っているので、フレームが衝突する確率は非常に小さい。したがって、CW は常に最少 CW であると仮定すると、平均バックオフ時間は $310 \mu\text{s}$ となり、ノード 2 で送信完了時に次の送信がノード 1 である確率は、

$$\begin{aligned} & Pr(EIFS + Backoff < DIFS + Backoff) \\ &= \frac{1}{32 \times 32} \sum_{k=1}^{16} k = 0.1328 \end{aligned}$$

となる。以上から、 $\alpha=2778$ 、 $\beta=425$ と設定する。

次に、シミュレーションで用いるパラメータを表 2 に示す。3 ノードを直列に配置して、ノード間距離を 30 [m]、通信可能範囲を 40 [m]、センシング範囲を 90 [m] とする。フレームの到着はポアソン過程に従い、フレーム長は 1000 [bytes] とする。

表 2 シミュレーション諸元

フレーム伝送速度	11 [Mbps]
フレームサイズ	1000 [bytes]
ノード間距離	30 [m]
通信可能範囲	40 [m]
センシング範囲	90 [m]
最大再送回数	7
シミュレーション時間	100 [s]

図 5 は、解析、シミュレーションともに $K=100$ で、フロー 1, 2 の要求送信レートを同時に変化させたときのスループットの推移を示している。ここで、要求送信レートとは (フレーム到着率 \times 平均フレーム長) で与えられる量である。図 5 より、要求送信レートが小さいときは通信フロー間の不公平性は発現せず、要求送信レートが大きくなるにつれてフロー 2 のスループットは増加し、フロー 1 のスループットは減少して急激に不公平性が発現することが観察される。要求送信レートが小さいときは、すべてのフレームが棄却されることなく GW まで送信されるため不公平性は発現しないが、要求送信レートが大きいときは、EIFS 問題によ

りノード1での送信機会が減少することと、フロー1が2ホップでありフレームが棄却される確率が高くなるため不公平性が発現する。

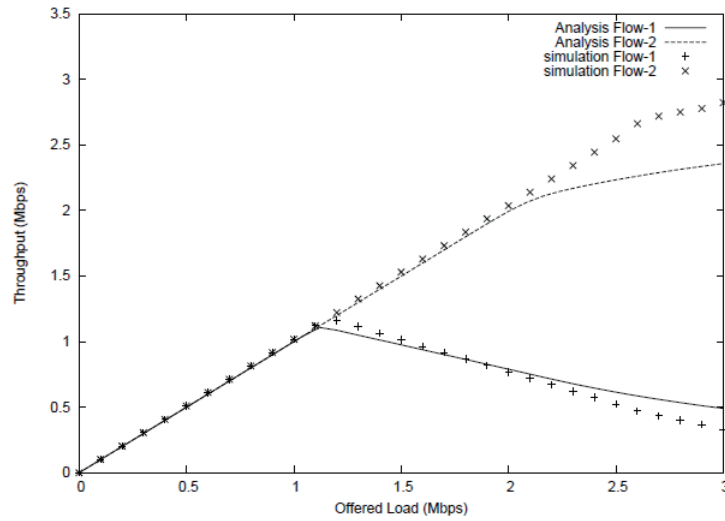


図5 解析とシミュレーションの比較
Fig.5 Comparison of analysis and simulation.

解析結果とシミュレーション結果を比較すると、要求送信レートが2Mbpsまでは高い精度で一致することが観察される。しかしながら、要求送信レートが2Mbps以上では、解析結果とシミュレーション結果との差異が生じている。この原因として、現実の通信ではバックオフ時間が前回の通信に影響されることが考えられる。通信帯域をアイドルであると判断したノードはバックオフ時間をバックオフタイマにセットし、それを減らして0になったら次の送信を開始する。バックオフタイマが0になる前に通信帯域がビジーとなった場合はタイマの値が保存され、次に通信帯域をアイドルと判断したときに保存された値からタイマを減らしはじめる。したがって、同じノードが連続してフレームを送信する確率は、前回の通信と異なるフレームが送信される確率と比較して小さくなる。この現象は、ノード1, 2両方の送信完了時に発生するが、EIFS時間とDIFS時間の時間差が大きいため、ノード2の送信完了時に比べノード1の送信完了時により顕著に現れる。このため、シミュレーション結果では解析結果より不公平性が強く発現していると考えられる。

5-2 スループット特性

本節では、前節で設定したパラメータを用いた数値計算結果を示す。

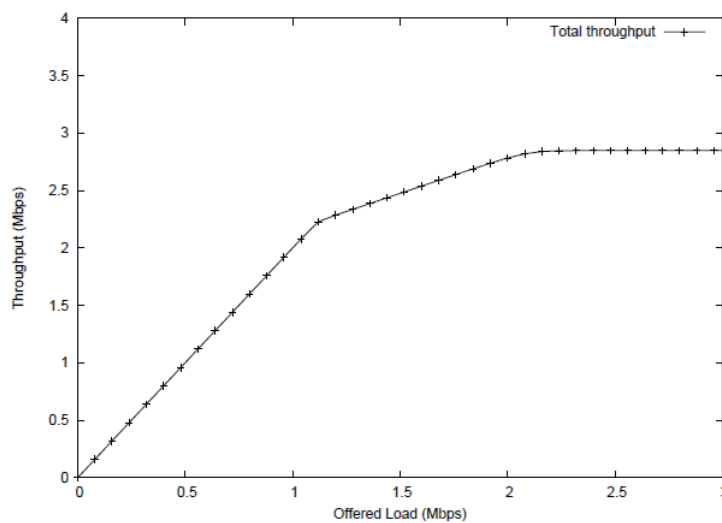


図6 要求送信レートによる合計スループットの変化
Fig.6 Overall throughput vs. offered load.

図6は、 $K=100$ で、フロー1, 2の要求送信レートを同時に変化させたときのフロー1とフロー2の合計スループットを表している。図6より、要求スループットが増加するにつれて、合計スループットは単調増加するが、ある値から一定の値に収束することが観察される。フロー1, フロー2はともにノード2からGWに送信されるため、ノード2の送信処理回数が増加するほど、合計スループットは大きくなることに注意する。要求スループットが大きいときに合計スループットが一定値に収束するのは、ノード2からGWへの送信が飽和状態となるためである。

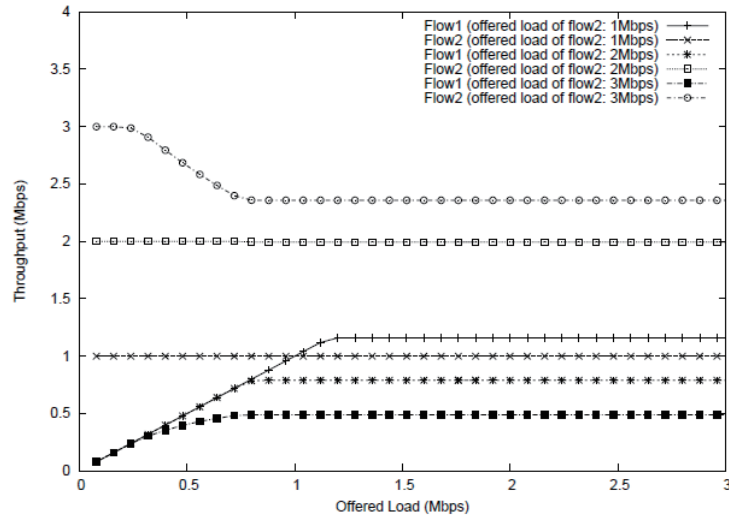


図7 フロー1の要求送信レートによるスループットの変化

Fig.7 End-to-end throughput vs. offered load of Flow 1.

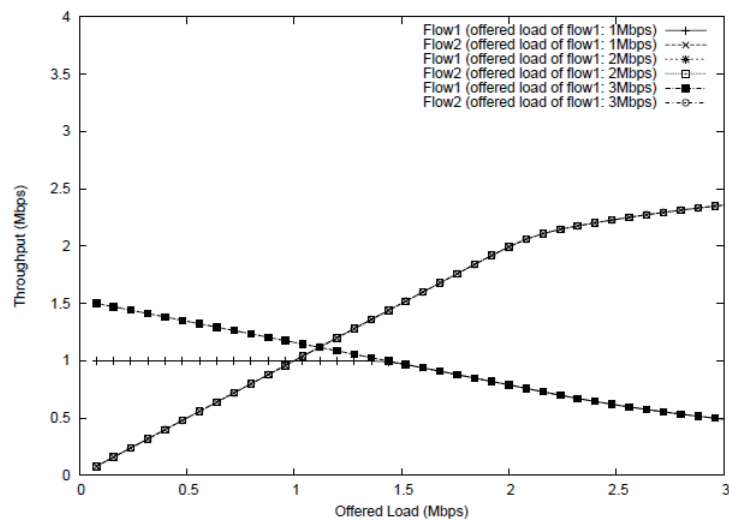


図8 フロー2の要求送信レートによるスループットの変化

Fig.8 End-to-end throughput vs. offered load of Flow 2.

図7は、フロー2の要求送信レートを1, 2, 3Mbpsに固定して、フロー1の要求送信レートを変化させたときのフロー1, 2のスループットの推移を、図8はフロー1の要求送信レートを1, 2, 3Mbpsに固定して、フロー2の要求送信レートを変化させたときのフロー1, 2のスループットの推移を表している。図7, 図8ともに $K=100$ である。

図7より、フロー1の要求送信レートが高くなると、どの条件のスループットも一定の値に収束することがわかる。また、フロー2の要求送信レートが1Mbpsと2Mbpsのとき、フロー2のスループットはフロー1

の要求送信レートの値に依らず常に一定となっている。フロー2の要求送信レートが3Mbpsのとき、フロー2のスループットはフロー1の要求送信レートの増加によって減少するが、すぐに一定の値に収束していることも観察される。これより、フロー2はフロー1の要求送信レートの影響を大きく受けないことがわかる。

図8では、フロー1の要求送信レートにかかわらずフロー2のスループットは常に等しいことが観察される。これは、EIFS問題が発現しているため、ノード1が常に送信を要求している状態であっても、ノード2でフレームが棄却される確率は小さいためである。

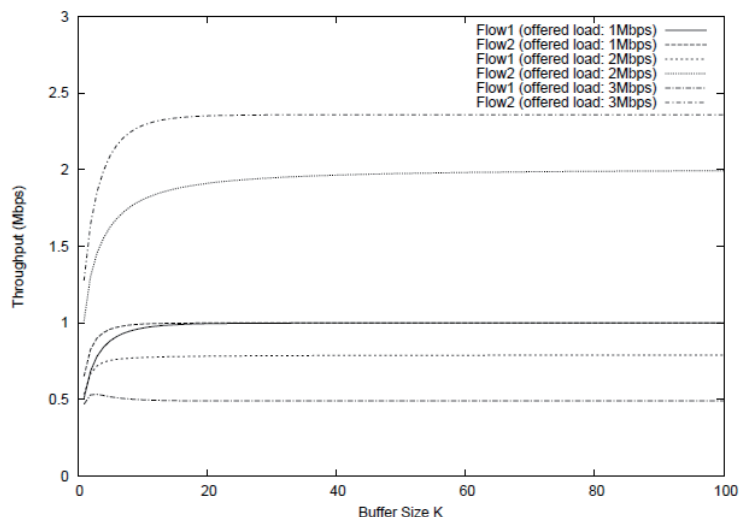


図9 K によるスループットの変化
Fig. 9 End-to-end throughput vs. K

次に、 K の値がスループットに与える影響を調べる。ノード1, 2の要求送信レートが1, 2, 3Mbpsの場合について、 K を変化させたときのスループットの推移を図9に示す。図9から、1, 2, 3Mbpsのどの要求送信レートの場合についても、 $K \leq 20$ ではスループットは単調増加するが、 $K \geq 20$ ではスループットにほとんど変化が見られないことが観察される。また、フロー2は K が小さくなるにつれて急激にスループットが低下しているが、フロー1はフロー2に比べスループットの低下が小さいので、 K が小さいほど不公平性は改善されていることが観察される。

6 むすび

本稿では、3ノードチェーントポロジを持つ無線メッシュネットワークにおけるエンド・ツー・エンドレベルのスループットの不公平性を、2ノードが直列結合した待ち行列モデルを用いてスループット不公平性を解析した。解析結果とns-2によるシミュレーション結果の比較から、解析結果とシミュレーション結果がある程度のネットワーク負荷まで高い精度で一致することが判明した。また数値例より、要求送信レートが大きくなるほどより不公平性が強く発現することが判明した。今後の課題としては、バックオフ時間の特性をより正確に反映させたモデルでの解析などが挙げられる。

【参考文献】

- [1] 新井田博之, タンヌウォンノクパリン, 藤原敏秀, 阪田史郎, 関屋大雄, 谷萩隆嗣, 柳生健吾, 藤原淳, “無線 LAN メッシュネットワークにおける送信端末間の不公平性について,” 電子情報通信学会信学技報, vol.106, no.6, pp.1-6, 2006.
- [2] I.F.Akyildiz, X.Wang, and W.Wang, “Wireless Mesh Networks: A Survey,” Computer Networks, vol.47, no.4, pp.445-487, 2005.
- [3] G. Bianchi, “Performance Analysis of the IEEE 802.11 Distributed Coordination Function,” IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol.18, no.3, pp.535-547, 2000.

- [4] C.H.Foh, M.Zukerman, and J.W.Tantra, "A Markovian Framework for Performance Evaluation of IEEE 802.11," IEEE Transactions on Wireless Communications, vol.6, no.4, pp.1276-1285, 2007.
- [5] 泉川晴紀, 杉山敬三, 松本修一, "マルチホップ無線ネットワークにおけるユーザ間の公平性を考慮したスケジューリング手法," 電子情報通信学会論文誌, vol.J89-B, no.6, pp.897-908, 2006.
- [6] D.P.Gaver, P.A.Jacobs, and G.Latouche, "Finite Birth-and-Death Models in Randomly Changing Environments," Advances in Applied Probability, vol.16, pp.715-731, 1984.
- [7] P.T.Giang and K.Nakagawa, "Improvement of Fairness by PCRQ scheduling in Multihop Wireless Ad hoc Networks," Proc.of Asia-Pacific Symposium on Queueing Theory and Network Applications, pp.339-348, 2007.
- [8] J.Jun and M.L.Sichitiu, "The Nominal Capacity of Wireless Mesh Networks," IEEE Wireless Communications, vol.10, no.5, pp.8-14, 2003.
- [9] D.Konig and V.Schmidt, "Extended and Conditional Versions of the PASTA Property," Advances in Applied Probability, vol.22, no.2, pp.510-512, 1990.
- [10] Z.Li, S.Nandi, and A.K.Gupta, "ECS: An Enhanced Carrier Sensing Mechanism for Wireless Ad Hoc Networks," Computer Communications, vol.28, no.17, pp.1970-1984, 2005.
- [11] P.C.Ng and S.C.Liew, "Offered Load Control in IEEE 802.11 Multi-hop Ad-hoc Networks," IEEE International Conference on Mobile Ad-hoc and Sensor Systems, pp.80-89, 2007.
- [12] "The Network Simulator - ns-2," <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [13] T.Tainaka, H.Masuyama, S.Kasahara and Y.Takahashi, "An Analytical Approach to Throughput Unfairness in IEEE 802.11 Multihop Wireless LANs," The Third Asia-Pacific Symposium on Queueing Theory and Network Applications (QTNQ2008), pp.23-30, 2008.

〈 発 表 資 料 〉

題 名	掲載誌・学会名等	発表年月
A Markovian Approach to Per-Flow Throughput Unfairness in IEEE 802.11 Multihop Wireless Networks	Journal of Industrial and Management Optimization	2009年8月掲載予定
A Packet Scheduling Algorithm for Max-Min Fairness in Multihop Wireless LANs	Computer Communications	2009年掲載予定
An Analytical Approach to Throughput Unfairness in IEEE 802.11 Multihop Wireless LANs	The Third Asia-Pacific Symposium on Queueing Theory and Network Applications (QTNQ2008)	2008年7月30日-8月2日
IEEE 802.11 準拠マルチホップ無線 LANにおけるスループット不公平性の解析	電子情報通信学会技術研究報告	2008年9月
An Adaptive Hello Message Sending Rate Mechanism for Reducing Overhead Based on Constant Measurement of the Link Change Rate for MANETs	電子情報通信学会技術研究報告	2009年3月