

無線 LAN におけるアドホックルーティングプロトコルの スループットへの影響

小野良司[†] 撫中達司[†] 渡辺尚^{††}

DSR などのオンデマンド型のアドホックルーティングプロトコルでは、移動頻度・速度やノード数の増加に伴い制御メッセージが増加する傾向がある。一方、アドホックネットワークの MAC 層として 802.11 DCF が想定されることが多いが、その性能は隠れ端末により著しく劣化することが報告されている。もしある条件下で、ルーティングプロトコル自身により性能の劣化が起こるならば、アプリケーションによらずその条件下では 802.11 DCF を用いたアドホックネットワークは実用的ではない。我々は、802.11 DCF を用いたアドホックネットワークが実用的である条件を定量的に示すことを目的として、ルーティングプロトコルによる制御メッセージが、隠れ端末が存在する 802.11 DCF の性能に対して及ぼす影響を分析している。本稿では、代表的なオンデマンド型のアドホックルーティングプロトコルである DSR をとりあげ、その制御メッセージによるスループットへの影響を可能な限り数値的に分析した。その結果、ノードあたりのリンク変更頻度が毎秒 3 回を越えないならば、スループットの低下は起こらないことが確認できた。すなわち、スループットの観点では、移動頻度・速度もしくはノード密度が比較的低い状況では 802.11 DCF と DSR の組合せは実用的と言える。

A Study on Influence of Control Messages of Ad Hoc Routing Protocols upon Link Throughput in 802.11 Wireless LAN

RYOJI ONO,[†] TATSUJI MUNAKA[†] and TAKASHI WATANABE^{††}

In on-demand ad hoc routing protocols such as DSR, control messages tend to increase as the mobility and the number of nodes increase. On the other hand, it is reported that the performance of 802.11 DCF, which is often used as the MAC layer in ad hoc networks, is remarkably deteriorated when hidden nodes exist. We investigate how much control messages of routing protocol exert on the performance when hidden nodes exist, in order to clarify quantitatively conditions where the ad hoc networks using 802.11 DCF are practical. In this paper, we analyze the influence on throughput by the control messages of DSR numerically. As a result, we found that the DSR control messages does not affect throughput if the connectivity change frequency is less than 3 times per second.

1. はじめに

分散して配置されたノードが互いを中継ノードとして利用し、基地局などの集中的な機器を介さずに相互に通信を行うネットワークである、アドホックネットワークが注目されており、アドホックネットワークにおけるノード間通信の実現のため、多くのアドホックルーティングプロトコルが提案されている¹⁾。

アドホックネットワークを構築するためには、任意の隣接ノード間を接続できる通信メディアが必要とな

る。このような通信メディアとしては、近年急速に普及している 802.11²⁾ が想定されることが多い¹⁾³⁾⁴⁾。802.11 の MAC 層は DCF (Distributed Coordination Function) と PCF (Point Coordination Function) の 2 種類の機能を有するが、PCF はアクセスポイントの存在が前提であるため、アドホックネットワークを構築する場合には DCF が利用される。DCF は、CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) に基づくメディアアクセスプロトコルである。

802.11 DCF の性能 (スループット、遅延) は、特に隠れ端末が存在する場合には、著しく劣化することが報告されている⁵⁾⁶⁾。一方で、DSR などのオンデマンド型のアドホックルーティングプロトコルでは、移動頻度や移動速度、あるいはノード数の増加に伴い、制御

[†] 三菱電機株式会社情報技術総合研究所
Information Technology R & D Center, Mitsubishi
Electric Corporation
^{††} 静岡大学情報学部
Faculty of Informatics, Shizuoka University

メッセージが増加する傾向があることが知られる¹⁾³⁾。もしある条件下で、ルーチングプロトコル自身が発生する通信負荷によって、802.11 DCF の性能の劣化が引き起こされるならば、アプリケーションによらず、その条件下では 802.11 DCF を用いたアドホックネットワークは実用的ではないことになる。我々は、802.11 DCF を用いたアドホックネットワークが実用的である条件を定量的に示すことを目的として、ルーチングプロトコルによる制御メッセージが、隠れ端末が存在する 802.11 DCF の性能に対して及ぼす影響を分析している。本稿では、代表的なオンデマンド型のアドホックルーチングプロトコルである DSR をとりあげ、その制御メッセージによるリンク上のスループットへの影響を、可能な限り数値的な解析によって示すことを試みる。

以下では、まず 2 節で、802.11 DCF について概説した後、そのスループットの分析についての既存研究⁶⁾を紹介する。次に 3 節で、DSR について概説した後、その制御メッセージ数について、既存研究¹⁾をベースに議論する。これらを受けて、4 節において、DSR の制御メッセージによるスループットへの影響を、上記既存研究を利用して分析する。5 節で課題を示し、最後にまとめを記す。

2. 802.11 DCF とそのスループット

2.1 802.11 DCF

802.11 の MAC 層を構成する 2 種類のプロトコル (DCF, PCF) のうち、DCF はベストエフォート型のフレーム送受信を提供するものである。DCF は CSMA/CA に基づくプロトコルで、RTS/CTS (request-to-send/clear-to-send) を用いる方式と用いない方式の、2 種類の方式を混在して使用できる。

データフレームを送信しようとするノードは、まずキャリアセンスを行う。RTS/CTS を用いない場合、ノードは、DIFS (DCF inter-frame space) に規定される時間だけメディアがアイドルであれば、データフレームを送信する。そうでなければノードはバックオフに入り、スロット毎に減算されるバックオフカウンタが切れた後に再びキャリアセンスを行う。データフレームを正常に受信したノードは、SIFS (short inter-frame space) に規定される時間の後に ACK を返す。

RTS/CTS を用いる場合には、メディアが DIFS の間アイドルであることを検知したノードは、送信すべきデータではなく、まず RTS を送信する。RTS を受信したノードが SIFS の後に CTS を返送し、RTS

を送信したノードがこれを正しく受信したら、さらに SIFS の後に初めてデータフレームが送信される。

RTS/CTS は隠れ端末問題の解決を意図したものであるが、実際には隠れ端末数の増加に伴い、スループットが著しく減少することが報告されている⁵⁾。

2.2 802.11 DCF のスループット

802.11 DCF におけるスループットを理論的に算出しようという試みが多数行われている^{6)~9)}。このうち Chen ら⁶⁾は、バックオフ状態にあるノード数の遷移をマルコフ過程で表現し、その遷移確率と、衝突の有無によるチャネル占有時間の違いとから、飽和・非飽和によらないスループットの算出方法を示した。また、全てのノードが互いに通信可能な状態をシングルホップ、そうでない状態をマルチホップと定義し、マルチホップにおけるスループットについて、シングルホップでのスループットに隠れ端末数の期待値を加味して、その算出方法を示した。以下にその概要を示す。

まず、 i 個のノード ($0 \leq i \leq M$, M はノード数) がバックオフ状態にある場合に、それらのノードが任意のスロットにおいてデータを送信する確率 ν_i を、そのときの衝突確率 p_i との関係式

$$\nu_i = \frac{2(1-p_i^{m+1})(1-2p_i)}{w(1-(2p_i)^{m+1})(1-p_i)+(1-2p_i)(1-p_i^{m+1})} \quad (1)$$

$$p_i = 1 - (1 - \nu_i)^{i-1} \quad (2)$$

から数値解析により導出する。 w と m は $w = CW_{\min} + 1$, $2^m w = CW_{\max} + 1$ を満たす値で、 CW_{\min} , CW_{\max} はそれぞれ競合ウィンドウサイズの初期値と最大値である。

次にこれらを用いて、バックオフ状態にあるノード数の確率分布 $\Pi = [\Pi(0), \Pi(1), \dots, \Pi(M)]$ を求める。 Π と、バックオフ状態のノード数の任意のスロットにおける遷移確率を表す行列 W ($W(i, k) =$ バックオフ状態のノード数が i から k に遷移する確率) との間には

$$\Pi = \Pi W \quad (3)$$

の関係があり、これを解いて Π の値を得る。 W は以下の行列演算により求められる。

$$W = UQ^{T_S}J + FQ^{T_C} \quad (4)$$

T_S, T_C は、送信が成功する場合と失敗する場合の、送信開始から終了までのスロット数である。RTS/CTS を使用する場合には、データサイズ T_P , 伝搬遅延 γ および制御フレームサイズから、以下のようになる。

式 (1) のみ、Chen ら⁶⁾ではなく、その改訂と拡張を行った Yin ら⁹⁾にしたがった。

$$\begin{cases} T_S = DIFS + RTS + \gamma + SIFS + CTS + \gamma \\ \quad + SIFS + TP + \gamma + SIFS + ACK + \gamma \\ T_C = DIFS + RTS + \gamma + SIFS + CTS + \gamma \end{cases} \quad (5)$$

U, F, J, Q はいずれも, バックオフ状態にあるノード数の特定条件下における遷移確率で, 以下のようになる. ただし, g は, 任意のノードにおいて任意の1スロットの間に, 送信すべきデータが発生する確率を表す.

$$U(i, k) = \begin{cases} 0 & (k < i) \\ \frac{(1-g)^{M-i} \nu_i (1-\nu_i)^{i-1}}{1-(1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}} & (k = i) \\ \frac{(M-i)g(1-g)^{M-i-1} (1-\nu_i)^i}{1-(1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}} & (k = i+1) \\ 0 & (k > i+1) \end{cases} \quad (6)$$

$$F(i, k) = \begin{cases} 0 & (k < i) \\ \frac{(1-g)^{M-i} [1-(1-\nu_i)^i \nu_i (1-\nu_i)^{i-1}]}{1-(1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}} & (k = i) \\ \frac{(M-i)g(1-g)^{M-i-1} [1-(1-\nu_i)^i]}{1-(1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}} & (k = i+1) \\ \frac{\binom{M-i}{k-i} (1-g)^{M-k} g^{k-i}}{1-(1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}} & (k > i+1) \end{cases} \quad (7)$$

$$Q(i, k) = \begin{cases} 0 & (k < i) \\ \binom{M-i}{k-i} (1-g)^{M-k} g^{k-i} & (k \geq i) \end{cases} \quad (8)$$

$$J(i, k) = \begin{cases} 1 & (k = i-1) \\ 0 & (k \neq i-1) \end{cases} \quad (9)$$

これらの値と, バックオフ状態にあるノード数が i のときにデータ送信が成功する確率 $P_S(i)$ および平均アイドル時間 $\bar{I}(i)$ とから, シングルホップでのスループット S' は以下ようになる.

$$S' = \frac{\sum_{i=0}^M \Pi(i) P_S(i) T_P}{\sum_{i=0}^M \Pi(i) [\bar{I}(i) + P_S(i) T_S + (1-P_S(i)) T_C]} \quad (10)$$

ただし

$$P_S(i) = U(i, i+1) + U(i, i) \quad (11)$$

$$\bar{I}(i) = 1/[1 - (1-\nu_i)^i (1-g)^{M-i}] \quad (12)$$

また, 時間 T_C の間に少なくとも一つの隠れ端末が送信を行おうとする確率 p_{ht} を使って, マルチホップでのスループット S は以下のように表される.

$$S = (1 - p_{ht}) S' \quad (13)$$

ただし

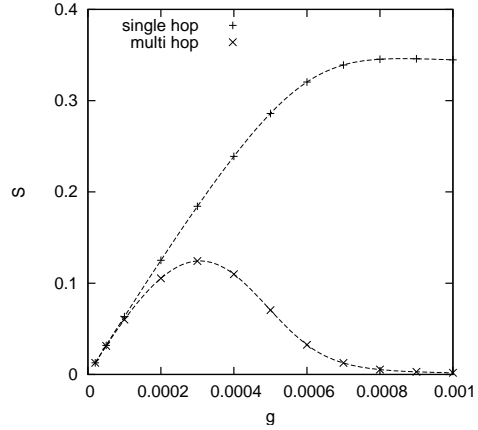


図1 802.11 DCF のスループット特性 ($M = 20, T_P = 32, \alpha = 0.00002$)
Fig. 1 Throughput of 802.11 DCF ($M = 20, T_P = 32, \alpha = 0.00002$)

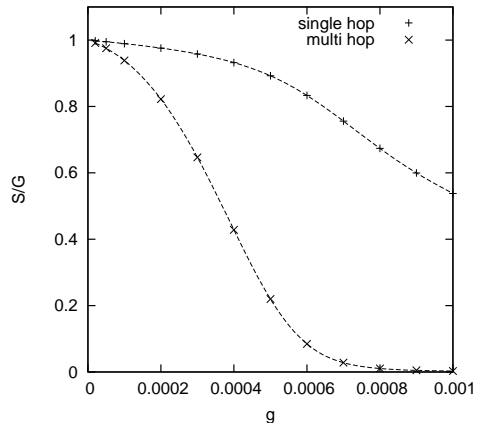


図2 802.11 DCF のスループット特性 (2) ($M = 20, T_P = 32, \alpha = 0.00002$)
Fig. 2 Throughput of 802.11 DCF (2) ($M = 20, T_P = 32, \alpha = 0.00002$)

$$p_{ht} = 1 - (1-\nu)^{T_C M_{hb}} (1-g)^{T_C (H_n - M_{hb})} \quad (14)$$

$$\nu = \sum_{i=0}^M \Pi(i) \nu_i, \quad M_{hb} = \frac{H_n}{M} \sum_{i=0}^M \Pi(i) i$$

$$H_n = M \left\{ 1 - \frac{2}{\pi} \left(\arccos \frac{1}{3} - \frac{2\sqrt{2}}{9} \right) \right\}$$

図1に, Chen らの示した上記計算方法にしたがった, ノード数 $M = 20$, データサイズ $T_P = 32$ [bytes] の場合の, リンク上におけるスループットを示す. ノード数 M は, シングルホップの場合は互いに通信可能な全ノード数を, マルチホップの場合は通信半径内のノード数を, それぞれ表す. 横軸はデータの発生確率

g , 縦軸 S は正規化したスループットである。図 2 は, 同じ計算結果について, 要求負荷に対するスループットの割合 S/G を縦軸としたものである。 G は正規化された要求負荷を表し, g, α および M から

$$G = gM/\alpha \quad (15)$$

で算出される。

図 1 および図 2 から, シングルホップでは, 非飽和状態ではスループットが要求負荷に近く, 飽和状態ではほぼ一定値となるのに対し, マルチホップでは小さい負荷でスループットの劣化が生じることが確認できる。

3. DSR とそのルーチングオーバーヘッド

3.1 DSR

アドホックルーチングプロトコルは, テーブル駆動型とオンデマンド型に大別される。テーブル駆動型のプロトコルが近隣ノードとの定期的なメッセージ交換 (Hello message) によりルーチングテーブルの更新を行うのに対し, オンデマンド型のアドホックルーチングプロトコルでは, 送信すべきデータが発生した時点で宛先までのルートを確認する。

DSR¹⁰⁾ は, 代表的なオンデマンド型のアドホックルーチングプロトコルの一つである。DSR では, 宛先までのルートを確認しようとするノードは, RREQ と呼ばれる制御メッセージをフラッディングする。RREQ を受信したノードは, その RREQ を既に受信していれば破棄し, 初めて受信したものであれば再びフラッディングする。宛先ノードは, 最初に受信した RREQ に対して RREP と呼ばれる制御メッセージをユニキャスト送信し, これが送信元のノードまで伝達されることにより, 送信元から宛先までのルート (ソースルート) が確立する。送信元のノードは確立したソースルートを宛先毎に保持し, データパケットにソースルートを記載して送信する。

トポロジ変化によりソースルート中の特定のリンクが利用できなくなった場合, それを検出したノードは, 当該リンクがルートに含まれるようなデータを送信しているノードに対し, RERR と呼ばれる制御メッセージを送信する。RERR を受信したノードは, RREQ をフラッディングしてルートの再確立を行う。

3.2 DSR の制御メッセージ数

Broch ら¹⁾ は, DSR を含む 4 種類のアドホックルーチングプロトコルについて, 移動頻度, 移動速度, 通信負荷 (セッション数) をパラメータとして, シミュレーションによってその性能を比較している。

Broch らは, 移動頻度 (pause time) に対する制御メッセージ数の計測結果と同時に, 参考データとして

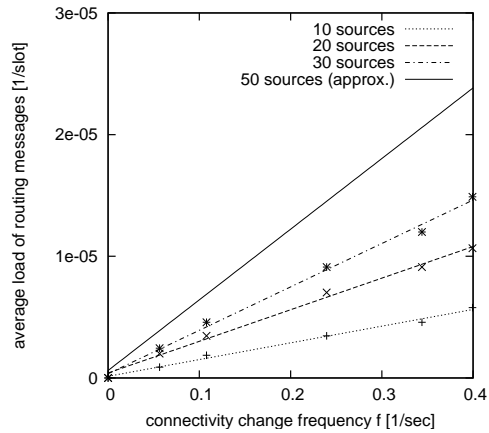


図 3 文献¹⁾における DSR の制御メッセージ発生頻度
Fig. 3 Average load of routing messages of DSR in paper¹⁾

pause time に対するリンク変更回数値を示している (表 1)。リンク変更回数とは, 任意の 2 ノードが通信可能な状態から不可能な状態へ変化した回数, すなわちリンク層から見たリンク切れの回数を表す。これをノード数およびシミュレーション時間で正規化することにより, ノードあたりのリンク変更頻度が得られる。リンク変更頻度はノードの移動頻度, 移動速度, ノード密度により決定されると考えられ, pause time よりも, よりシミュレーション条件に依存しない表現形式と考える。

表 2 に, 文献¹⁾に掲載されているグラフから採取した, pause time に対する DSR の制御パケット数を示

表 1 文献¹⁾におけるリンク変更回数
Table 1 Number of connectivity changes in paper¹⁾

Pause time [sec]	Connectivity changes
0	11857
30	8984
60	7738
120	5390
300	2428
600	1270
900	0

表 2 文献¹⁾における DSR の制御パケット数
Table 2 Number of routing messages of DSR in paper¹⁾

Pause time [sec]	Routing messages		
	10 sources	20 sources	30 sources
30	13000	24000	33500
60	10300	20500	27000
120	7800	15800	20500
300	4200	7800	10300
600	2000	4500	5500
900	0	0	0

す。これを、ノード数 (50) およびシミュレーション時間 (900 [sec]) で正規化して制御パケット発生頻度に換算し、リンク変更頻度 f を横軸にとってプロットしたものが図 3 である。ただし、送信ノード数 (sources) が 50 のケースは、送信ノード数が 10~30 のケースの近似曲線に基づく推定値である。図 3 によると、DSR における制御メッセージ発生頻度は、ノードあたりのリンク変更頻度 f にほぼ比例していることがわかる。

4. DSR の制御メッセージによる 802.11 のスループットへの影響

4.1 分析方法

ここでは、前節までに示した既存研究¹⁾⁶⁾を用いて、DSR の制御メッセージが、802.11 DCF によるリンク上でのスループットに、どのような影響を与えるかの分析を行う。

2.2 節に示した Chen らのスループット分析によれば、各ノードにおけるデータの発生確率 (頻度) に対するスループット特性が得られる。アドホックルーチングプロトコルを考慮に入れるとき、MAC 層からみた送信データ (MSDU) とは、アプリケーションデータと、ルーチングにおける制御メッセージの双方を含む。そこで、アプリケーションからみたデータの発生頻度を g_a 、ノードあたりの制御メッセージ発生頻度を g_r とし、MAC 層からみたデータの発生頻度 g をその和

$$g = g_a + g_r \quad (16)$$

で表す。

このうち g_r は、3.2 節で Broch らのデータを元に算出した、ノードあたりのリンク変更頻度 f に対する制御メッセージ数を、そのまま使用できる。ただし、2.2 節に示した分析方法では、全てのノードが等しくデータを発生および送信することが前提となっているため、文献¹⁾から直接得られたデータ (表 2) そのものではなく、送信ノードが 50 (すなわち、全ノード数に等しい) 場合の推定値を使用する。

g_a については、ルーチングプロトコルによる制御メッセージの影響に着目するために、リンク変更頻度 f によらず一定とする。すなわち、アプリケーションデータは一定の頻度で発生すると仮定する。

このようにして得られるデータ発生頻度 g を用いて、スループット S と、スループットと要求負荷の比 S/G_a を算出する。ここで、 G_a はアプリケーションから見た (すなわち制御メッセージを含まない) 要求負荷である。これは 2.2 節で示した要求負荷 G と同様にして

$$G_a = g_a M / \alpha \quad (17)$$

によって得られる。このようにして、リンク変更頻度 f の変化に対する S と S/G_a の変化を表すデータを取得する。

パラメータおよび諸条件は、全て前出の文献¹⁾⁶⁾⁹⁾にしたがった。算出に用いたパラメータのうち主なものを表 3 に挙げる。また、パラメータおよび条件について注釈を要するものを以下に示す。

ノード数 通信半径内のノード数は、文献¹⁾でのノード数 (50)、シミュレーション領域面積 (4.5×10^5 [m²]) および通信半径 (250 [m]) を元に、21 とした。データサイズ 2.2 節の算出方法は、全データのサイズが均一であることを前提としている。DSR の制御メッセージのサイズはまちまちであり、一般にはユーザデータのサイズもこれに等しくならないが、簡単のため、制御メッセージのうち最も数の多い³⁾ RREP の平均サイズを用いた。RREP の平均サイズは平均ホップ数 \bar{h} によって決まり、文献¹⁾では $\bar{h} \approx 2.6$ である。

片方向リンクの扱い 文献¹⁾では、RREP を RREQ の逆順で送信することにより、全てのルートを双方向リンクで構築し、片方向リンクは取り扱っていない。本稿でもこれに準ずる。

4.2 結果

ノードあたりのリンク変更頻度 f に対するリンクのスループット S を図 4 に、同じくアプリケーションからみた要求負荷に対するスループットの比 S/G_a を図 5 に、それぞれ示す。いずれも、アプリケーションからみたデータ発生頻度 g_a を 0.0001 ~ 0.001 まで変化させて算出した。

まず、図 4 および図 5 から、 g_a が 0.0005 および 0.0010 のケースにおいて、リンク変更頻度 f によらず、 S 、 S/G_a とともに小さくなっていることがわかる。図 1 を見ると、 $T_p = 32$ の場合に g が概ね 0.0004 を越える領域で同様の特性を示していることから、これらの g_a の値に対しては、アプリケーションデータによる飽和が発生していると言える。

g_a が 0.0002 以下で、リンク変更頻度 f が 3 以下の場合には、 S/G_a はほぼ 1 であり、スループットは要求負荷にほぼ等しい。すなわちこの場合、制御メッセージがデータトラフィックにほとんど影響を与えていないことがわかる。

一方、リンク変更頻度 f が 3 を越えると、 g_a の値に

この g_a の値は概ね、リンクあたり 100 ~ 1000 [pkt/sec] (70 ~ 700 [kbps]) に相当する。

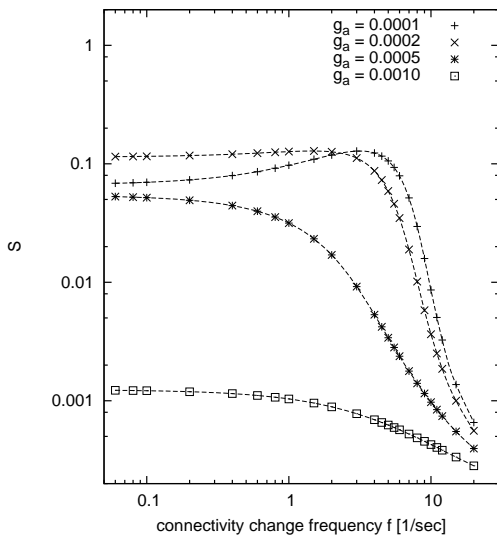


図4 ノードあたりリンク変更頻度に対するスループット特性
Fig. 4 Throughput against connectivity change frequency per node

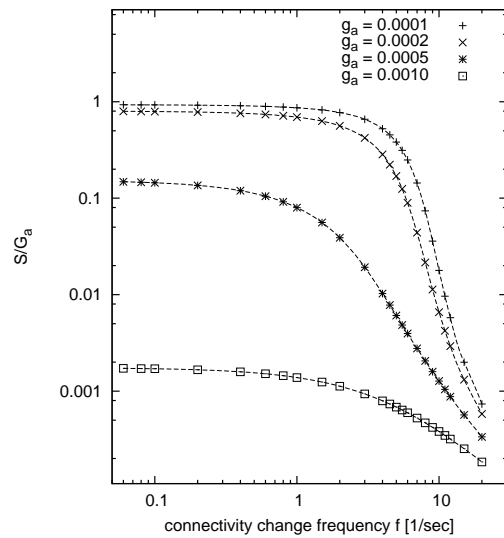


図5 ノードあたりリンク変更頻度に対するスループット特性 (2)
Fig. 5 Throughput against connectivity change frequency per node (2)

よらず、 S 、 S/G_a とも急激に低下している。 g_a は常に一定であることを考えると、この領域では、 g_r の増加、すなわち制御メッセージの増加によってスループットが低下していると言える。

リンク変更頻度 $f > 3$ とはすなわち、ノード1個につき1秒あたり概ね3個以上のノードが、通信半径内から半径外へ移動している状態を示す。文献¹⁾におけるリンク変更回数(表1)によれば、pause timeが0の場合でリンク変更頻度は0.5前後である。このときの移動速度は20 m/sと比較的高いが、ノード数

は通信半径(250 [m])内に21個強、すなわち概ね半径50 m内に1個程度であり、密であるとは言えない。したがって、ノード密度が高い場合には、移動速度や移動頻度がこれより低い場合でも、3以上の高いリンク変更頻度を示す可能性は否定できない。

以上より、次のことが言える。まず、リンク変更頻度 f が3を越える状況では、制御メッセージの負荷によって、アプリケーションから見たスループットが著しく低下する。リンク変更頻度 f は移動頻度、移動速度およびノード密度により決まると考えられるので、制御メッセージによるスループットの低下は、これらが比較的高い状況で起こる。リンク変更頻度 f が比較的低い(概ね3以下の)状況、すなわち移動頻度、移動速度およびノード密度があまり高くない状況では、制御メッセージがスループットへ影響を与えることはない。このような状況では、802.11 DCFとDSRの組合せは、少なくともスループットの観点では、実用であると言える。閾値であるリンク変更頻度 $f \simeq 3$ が、定量的にどのような移動頻度、移動速度およびノード密度に相当し、具体的にどのような状況を指すかの分析は、今後の課題である。

5. 今後の課題

課題として、既に触れたものを含め、以下が挙げられる。

- (1) リンク変更頻度およびそれに対する制御パケット数の定量解析

ノード数	21
最大ビットレート	1 Mbps
スロットサイズ	20 μ sec
伝搬遅延	2 μ sec
データ (MSDU)	$(26 + 4 \times \bar{h})$ bytes
PHY ヘッダ	24 bytes
MAC ヘッダ	28 bytes
RTS	44 bytes
CTS	38 bytes
ACK	38 bytes
SIFS	10 μ sec
DIFS	50 μ sec
CW_{\min}	31
CW_{\max}	1023
m	5

(変更回数 \times 2) \div (ノード数 \times シミュレーション時間) で算出した。(11857 \times 2) \div (50 \times 900) \simeq 0.527.

本稿ではリンク変更頻度を所与のものと考え、また、これに対する制御パケット数はシミュレーションをベースとした値からの推定値を用いた。実際のシステムへ本稿の分析結果を適用するには、リンク変更頻度と移動頻度・速度およびノード密度との定量的な対応関係の分析や、制御パケット発生頻度の定量解析は必須である。

(2) データ発生頻度とメッセージ数の関連

本稿では、アプリケーションデータの発生頻度とアドホックルーチングプロトコルの制御メッセージ数が独立であるとして分析を行っているが、実際には前者は後者に影響を及ぼすことが知られている¹⁾³⁾。厳密な分析のためには、データ発生頻度とメッセージ数の関連を反映する必要がある。

(3) ブロードキャストフレームの取り扱い

2.2 節の分析はユニキャストフレームを前提としており、また、全てのフレームが RTS/CTS を使用するかそうでないかのどちらかであることを前提としている。実際には、アドホックルーチングプロトコルではブロードキャストが多用されており³⁾、また、ブロードキャストでは RTS/CTS は使用されないため、その取り扱いを検討する必要がある。

(4) 他のルーチングプロトコルの分析

DSR だけでなく、AODV¹¹⁾ や DSDV¹²⁾ などの他の代表的なルーチングプロトコルに対しても、同様の分析を行いたい。この場合、例えば AODV では、ルーチングのための制御パケットの大半がブロードキャストフレームで構成されることが報告されており³⁾、前項に挙げたブロードキャストフレームの扱いの検討が必須となる。

(5) 遅延の分析

Yin ら⁹⁾ は、スループットだけでなく、802.11 DCF における遅延特性の分析手法も示している。これを用いた遅延の分析も行っていきたい。

(6) シミュレーション

上記分析内容に相当するシミュレーションを行って、分析結果の正当性を確認したい。

(7) 既存の分析結果への適用

我々が別の視点・目的で過去に行った、アドホックルーチングプロトコルの評価・分析結果⁴⁾ について、上記分析結果を適用して、評価・分析結果のより厳密または合理的な解釈につなげていきたい。

6. ま と め

本稿では、802.11 DCF を利用したアドホックネットワークにおける、アドホックルーチングプロトコ

ルの制御メッセージが性能に及ぼす影響についての分析の一つとして、DSR における制御メッセージが 802.11 無線 LAN リンクのスループットに及ぼす影響を、DSR の制御メッセージ発生頻度のシミュレーション結果¹⁾ と、802.11 DCF におけるスループット分析手法⁶⁾ とを用いて分析した。分析の結果、ノードあたりのリンク変更頻度が毎秒 3 回を越えないならば、制御メッセージのみによるスループットの低下は起こらないことが確認できた。すなわち、少なくともスループットの観点では、移動頻度・速度もしくはノード密度が比較的低い状況では、802.11 DCF と DSR の組合せは実用的と言える。このリンク変更頻度が定量的にどのような移動頻度、移動速度およびノード密度に相当し、具体的にどのような状況を指すかの分析は、今後の課題である。

今後は、まずリンク変更頻度およびそれに対する制御パケット数の定量解析を進めると同時に、DSR 以外のルーチングプロトコルの分析、遅延の分析といった展開や、シミュレーションによる妥当性の確認を行っていきたい。

参 考 文 献

- 1) J. Broch, D. Maltz, D. Johnson, Y. Hu and J. Jetcheva, A Performance Comparison of Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network Routing Protocols, Proc. of MOBICOM'98, pp. 85-97, Oct. 1998.
- 2) IEEE standard for Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specification, ISO/IEC 8802-11:1999, Aug. 1999.
- 3) C. Perkins, E. Royer, S. Das and M. Marina, Performance Comparison of Two On-Demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks, IEEE Personal Communications, pp. 16-28, Feb. 2001.
- 4) 上野 裕介, 撫中 達司, 小野 良司, 渡辺 尚, ルートの独立性を考慮したマルチパスルーチングプロトコルの提案とその評価, 情報処理学会論文誌, Vol. 45, No. 12, pp. 2566-2578, Dec. 2004.
- 5) S. Khurana, A. Kahol, S. Gupta and A. Jayasumana, Performance Evaluation of Distributed Co-Ordination Function for IEEE 802.11 Wireless LAN Protocol in Presence of Mobile and Hidden Terminals, Proc. of MAS-COTS'99, pp. 40-47, Oct. 1999.
- 6) Y. Chen, Q. Zeng and D. Agrawal, Performance of MAC Protocol in Ad Hoc Networks, Proc. of CNDS'03, pp. 55-61, Jan. 2003.
- 7) G. Bianchi, Performance Analysis of the

- IEEE 802.11 Distributed Coordination Function, IEEE Journal on Selected Areas on Communications, Vol. 18, No. 3, pp. 535–547, Mar. 2000.
- 8) T. Hou, H. Liu, L. Tsao and J. Yu, Transmission Behavior of IEEE 802.11 WLAN Stations in String Topologies, Proc. of ICWN'04, pp. 185–194, Jun. 2004.
 - 9) J. Yin, Q. Zeng and D. Agrawal, Performance Evaluation of 802.11 Distributed Coordination Function in Ideal and Error-Prone Channel, Proc. of CNDS'04, pp. 55–61, Jan. 2004.
 - 10) D. Johnson, D. Maltz and Y. Hu, The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, INTERNET-DRAFT, `draft-ietf-manet-dsr-10.txt`, Jul. 2004.
 - 11) C. Perkins, E. Belding-Royer and S. Das, Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing, RFC 3561, Jul. 2003.
 - 12) C. Perkins and P. Bhagwat, Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers, Proc. of SIGCOMM'94, pp. 234–244, Oct. 1994.