

アドホックネットワークにおけるマルチチャネル MACプロトコルの検討

劉 文姫† 萬代 雅希†† 渡辺 尚††

† 静岡大学大学院情報学研究科

†† 静岡大学情報学部

あらまし アドホックネットワークにおけるマルチチャネルMACプロトコルの場合、ノードは同時に異なるチャネルをキャリアセンスすることができないため、衝突回避のためのチャネル割り当てが問題になる。本稿では、動的にチャネルを割り当てるマルチチャネルMACプロトコルを提案する。提案方式ではノードはチャネルホッピングによりキャリアセンスする。これによりチャネルの使用状況を把握し、動的なチャネル割り当てを実現する。また、ノードの数やデータサイズの変化に対して、フレームの送信許可率を調整することにより良好なスループット特性を得られる。さらに理論解析をする。

キーワード アドホックネットワーク マルチチャネル MACプロトコル

Multi-Channel MAC Protocol for Ad-hoc Networks

Wenji Liu† Masaki Bandai†† Takashi Watanabe††

† Graduate School of Information Shizuoka University

†† Faculty of Information, Shizuoka University

Abstract In conventional multi-channel Medium Access Control protocol of ad-hoc networks, there is a channel allocation problem for collision avoidance because node cannot make carrier sensing for different channels simultaneously. In this paper a novel multi-channel MAC protocol with dynamic channel allocation is proposed to solve the problem. Specifically, in the protocol, nodes make carrier sensing by channel-hopping methods. With the information of channel usage, we can allocate a channel to the nodes dynamically. Furthermore, by adjusting the data transmission probability, proposed protocol can also realize high performance throughput n different number of nodes and data sizes. A theoretically protocol analysis is also described.

Keyword ad-hoc network Multi-Channel MAC Protocol

1 はじめに

アドホックネットワークにおけるメディアアクセスコントロール(MAC:Medium access control)プロトコルは重要な役割を果たす。MACプロトコルは、各モバイル端末がどのように有限な無線通信帯域幅資源を共有するかを定義する。これまで、複数ユーザの同時通信を可能にするマルチチャネルMACプロトコルが数多く提案されている。マルチ

チャネルMACプロトコルの場合、ノードは同時に異なるチャネルをキャリアセンスすることができないため、衝突回避のためのチャネル割り当てが問題になる。この問題に対し、主に2つの解決方が提案された[1][3]。一つは事前にノードにチャネルを割り当てる方法である[1]。このプロトコルでは、送信者に割り当てる方式、受信者に割り当てる方式、送受信者に割り当てる方式がある。事前チャネル割り当てを実現するために、通信ノード数と同じチャネ

ル数が必要がある。もう一つは、送信タイミングによりチャンネル割り当てる方法である [3]。この方式では、違うタイミングにて違うチャンネルが使える。一つのチャンネルのある使えるタイミングから次の使えるタイミングまでの時間は1サイクル時間と定義される。1サイクル時間は最大データサイズと同じである必要があるため、チャンネル数は最大データサイズと同じでなければならない。これらの方式の共通の問題はノード数やデータサイズの変化に対応できないことである。本稿ではノード数とデータサイズの変化に柔軟に対応できる動的にチャンネルを割り当てる方式を提案する。以下、2節で関連研究を紹介する。3節で提案方式チャンネルキャリアセンス、チャンネル選択及びデータ送信、隠れ端末問題とさらに端末問題の軽減について示す。4節の理論解析でスループット、遅延を解析する。最後に5節でまとめを述べる。

2 関連研究

MACA-CT (Common-transmitter-based multiple access with collision avoidance) [2] は事前にチャンネルを割り当てるプロトコルの代表的なものである。MACA-CT では事前に各ノードにユニークなデータチャンネルを割り当てる。送信者はデータ通信を開始する前に、宛先ノードに自チャンネルを知らせなければならないため、一つの制御チャンネルが必要である。制御情報 (RTS/CTS) は制御チャンネルを使用して伝送する。RTS にはデータ送信に使用されるチャンネルが含まれている。RTS を受信したら、受信者は送信者に指定されたチャンネルに合わせる。MACA-CT では必要なチャンネル数はノードの数により決まる。 n 個ノードの場合、チャンネル数は $(n+1)$ である。したがって、ノード数が増えると、チャンネル数も増えなければならない、また、ノード数が大きくなると制御チャンネルでの衝突も増え、スループットが低下する問題がある。また、MACA-CT では RTS が通信中のノートまで送られる可能性がある。この RTS による宛先の通信に邪魔になれないけど、制御チャンネルでの衝突率を増えさせる。

一方、チャンネルを事前に割り当てる必要はない、送信タイミングによる使うチャンネルを決める

CHMA (Channel-hopping multiple access) プロトコル [3] が提案されている。この方式で、全てのノードは共通のシーケンスにしたがって、順番に各チャンネルを合わせる。ノードは同じ時間で同じチャンネルをあわせるので、送信者と受信者の連絡は制御チャンネルを経由する必要性はなくなる。一つのチャンネルを合わせる時間は 1 hop と定義され、制御データ (RTS-CTS) の伝送時間と同じである。RTS-CTS 交換の後同じチャンネルでデータ通信をする。一つのチャンネルのある使えるタイミングから次の使えるタイミングまでの時間は 1 サイクル時間と定義される。1 サイクル時間は最大データサイズと同じであるため、全てのデータを送れることができる。そのため、必要なチャンネル数は最大データ長と同じでなければならない。データは可変長の場合、データ長のばらつきがは大きくなるとスループットが低下する問題がある。

3 提案方式

動的にチャンネルを割り当てるにはノードがチャンネルの使用状況を分からなければならない。これを実現するため、チャンネルキャリアセンスが必要である。ノードは同時に異なるチャンネルをキャリアセンスすることができないので、本提案方式でノードはチャンネルホッピングによりチャンネルをキャリアセンスする。

3.1 チャンネルキャリアセンス

提案方式では、ノードは各チャンネルを周期的にキャリアセンスする。これをチャンネルホッピングと呼ぶ。チャンネルはフレームに分割され、各フレームはチャンネル数と同じ数のタイムスロットに分割される。全ノードは同期に動作し、同じタイムスロットで同じチャンネルをキャリアセンスする。

図 1 に提案方式のチャンネルホッピング方法を示す。ここではチャンネル数 $M = 5$ の場合を示す。図 1 に網かけしたように、全ノードは各フレームの一番スロットで一番チャンネルを、二番スロットで二番チャンネルを、 M 番スロットで M 番チャンネルをキャリアセンスする。この手順を共通シーケンスと呼ぶ。

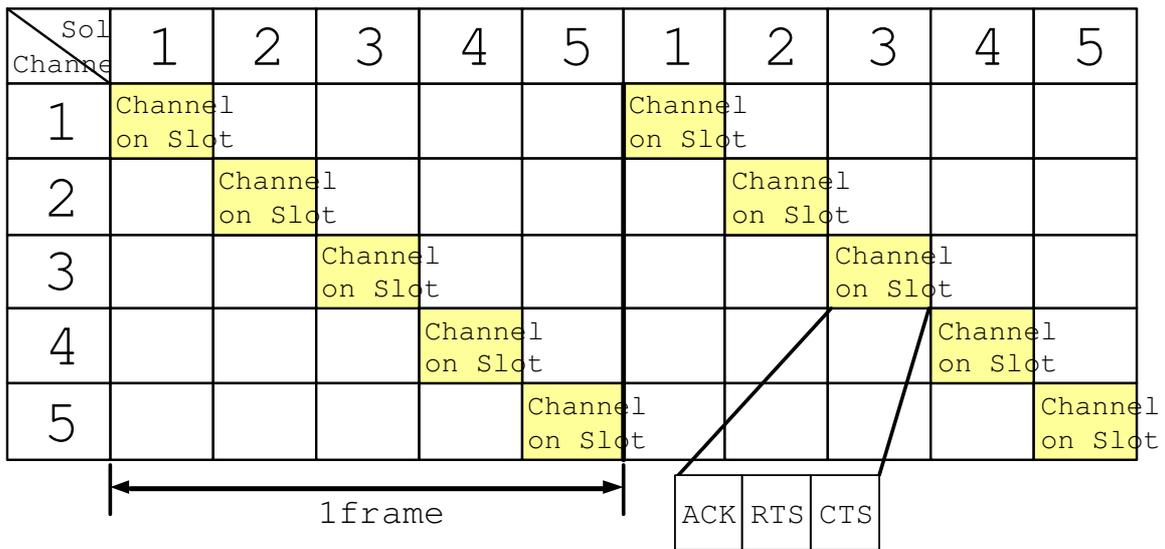


図 1: 提案方式のチャンネルホッピング方法

チャンネルテーブル			
チャンネル	送信ノード	受信ノード	利用終了フレーム
1	A	B	100
2
3
4
5

表 1: チャンネルの使用状況

近隣ノードテーブル			
ノード ID	通信中 (Y/N)	相手ノード	有効期限
A	YES	B	(time)
C	NO
...
...
...

表 2: 近隣ノードの通信状況

各チャンネルにおいて、全ノードにキャリアセンスされるスロットをチャンネルオンスロットと呼び、一番チャンネルのチャンネルオンスロットは一番スロットで、M 番チャンネルのチャンネルオンスロットは M 番スロットである。チャンネルオンスロットは制御チャンネルとして用いる。

チャンネルオンスロットはまた、ACK ミニスロット、RTS ミニスロット、CTS ミニスロットの三つに分割される。チャンネルオンスロットの長さは制御フレーム (ACK-RTS-CTS) の伝送時間と同じである。これにより RTS と CTS それぞれの送信タイミングを決めるので、衝突は RTS 同士のように同じ種類の制御フレーム同士の間だけで起こる。

各ノードは制御チャンネルをキャリアセンスし、

RTS/CTS から取得する情報を二つのテーブルで管理する。一つは各チャンネルの使用状況を記録するチャンネルテーブルである。もう一つは近隣ノードの通信状況を記録する近隣ノードテーブルである。表 1 にチャンネルテーブル、表 2 に近隣ノードテーブルをそれぞれ示す。チャンネルテーブルには各チャンネルが使用中か、空いてるか、もし使用中ならば誰による何番目のフレームまで使用するかなどの情報を記録する。近隣ノードテーブルには近隣ノード ID、通信中であるかの情報を記録する。表 2 の情報は更新される度にカウンタを起動する。カウンタの値が 0 になった時に、タイムアウトが発生し、ノードはこの情報の持ち主はすでに自分の通信範囲にいないと判断し、テーブルから情報を削除する。

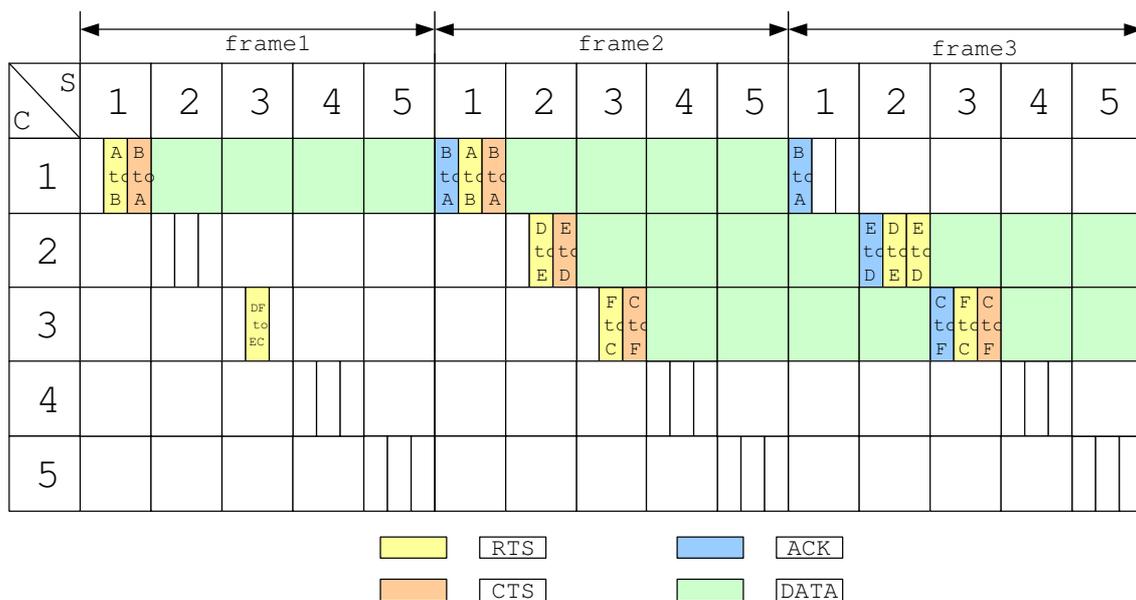


図 2: チャンネル選択とデータ伝送

3.2 チャンネル選択及びデータ送信手順

提案方式では、ノードが送信したいデータを持つ時、以下の手順でチャンネルを選択し、データを送信する。

チャンネル選択

- データを持つノードは各フレームの開始時点にランダムに一つのチャンネルを選択する。その後、共通シーケンスに従って、順番に各チャンネルをキャリアセンスする。
- 各ノードは自分の選択したチャンネルにおいて、つまりそのチャンネルのチャンネルオンスロットの RTS ミニスロットで RTS を送信する。宛先ノードは同じチャンネルで同じスロットの CTS ミニスロットに CTS を返す。
- 複数のノードが同じチャンネルを選択した場合、RTS 同士の衝突を起こる。また、宛先ノードの都合により CTS を返さない場合もある。いずれの場合のチャンネル選択も失敗とする。
- 他のノードは CTS を正しく受信した場合のみ、チャンネル選択が成功したものと判断する。

- RTS と CTS の送受信に成功したら、同じチャンネルでノードはデータ送受信を開始する。通信終了まで、送信者と受信者はこのチャンネルを用いる。

データ送信

- チャンネル選択に成功したノードはデータ送信を開始する。
- ACK は各フレームの ACK ミニスロットで送信される。ACK ミニスロットに続く RTS と CTS ミニスロットでは、送信ノードと受信ノードは最初と同じように、RTS と CTS を交換する。これによって、新しい Idle ノードにチャンネルの使用状況を知らせる。

図 2 にチャンネル選択とデータ伝送の例を示す。

フレーム 1 の開始時：

- ノード A、D、F はチャンネル選択に参加
- A はチャンネル 1 を選択し、そのチャンネルオンスロットの RTS ミニスロットで RTS を送出
- A の宛先 B は同じチャンネルの同じスロットの CTS ミニスロットで CTS を応答し、A、B はチャンネル 1 で通信を開始

- D、F は同じチャンネル3を選択したため同時にチャンネル3のRTS ミニスロット RTS を送出し、衝突が発生
- D、F は次のCTS ミニスロットでCTSを受信しないため、チャンネル選択に失敗したことを知る

フレーム2の開始時：

- Bはチャンネル1のチャンネルオンスロットのACK ミニスロットでACKを送出してから、AとBは再びRTS/CTSを交換し、通信を継続
- D、Fは再びチャンネル選択に参加し、Dはチャンネル2、Fはチャンネル3を選択し、それぞれ通信を開始

フレーム3の開始時：

- Bはチャンネル1のチャンネルオンスロットのACK ミニスロットでACKを送出して、AとBの通信は終了
- D、Fはそれぞれ通信を継続

3.3 隠れ端末とさらし端末の軽減

ここでは隠れ端末とさらし端末問題について提案方式での軽減方法を説明する。

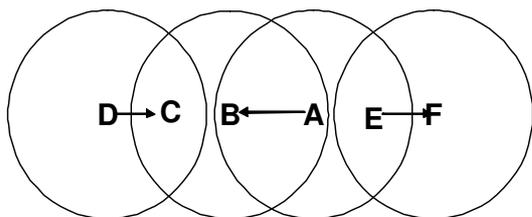


図 3: 隠れ端末とさらし端末の例

図3に示すように、AからBにデータを送る場合を考える。Aにとって、ノードCのようにAの送信範囲外かつBの送信範囲内のノードは隠れ端末となり得る。隠れ端末問題が発生しないように、CはAとBの通信中に同じチャンネルでのデータ送信はできない。しかし、Cはデータを受信することができる。したがって、CはABが通信するチャンネルについてNAVセットをしなければならない。

一方、ノードEのようにAの送信範囲内かつBの送信範囲外の端末は、さらし端末になり得る。さらし端末問題が発生しないように、Aがデータを送信している時、Eはデータを受信できなくなるが、データを送信できる。しかし、RTSだけを聞いた時そのチャンネルの選択が成功するか判断できないため、Eは簡単にNAVセットできない。本提案方式でABは最初のRTS/CTS成功してから通信終了まで、各フレームでRTS/CTSを交換する。この間、もし他のノードも同じチャンネルでE宛でのRTSを送出すると、そのRTSとAのRTSはノードEで衝突が起こり、Eは受信者になれない。したがって、EはRTSを聞いて、CTSを聞かなかった場合、NAVセットする必要はない。

以上より、ノードは次のように動作する。

- RTSを聞いた場合、NAVセットをしない
- CTSを聞いた場合、そのチャンネルのNAVセットをする

4 理論解析

4.1 スループット

スループットは単位時間で使用している平均チャンネル数の全チャンネルに対する比率と定義される。チャンネル利用状況はフレーム毎に変化するので、フレームを単位時間として解析する。ここでネットワークは全ての任意のノードが通信可能なFully connected networkを仮定する。

データを送信したいノードは、各フレームの開始時点にこのフレームから使えるチャンネルの中でランダムに一つを選択する。フレーム*i*が開始する時、このフレームから使えるチャンネル数を V_i 、チャンネル選択に参加するノード数を a_i とし、まず選択成功率について検討する。 a_i 個のノードはお互いに調整することなく、同時に V_i 個のチャンネルからランダムに一個を選ぶ。この時、平均成功確率は以下のように導出される。

ノード*x*がチャンネル*y*を選択し、そのチャンネル選択が成功する条件は、他のノードはチャンネル*y*を選択しないことである。ノード*x*がチャンネル*y*を選択する確率は $1/V_i$ 、選択しない確率は $1 - 1/V_i$ である。ノード*x*以外の $(a_i - 1)$ 個のノードがチャ

フレーム i から使えるチャンネル数	フレーム i で通信開始ノード数	フレーム i で全通信ノード数
$V_1 = M$	$b_1 = [1 - 1/V_1]^{V_1-1} V_1$	$c_1 = b_1$
$V_2 = M - b_1$	$b_2 = [1 - 1/V_2]^{V_2-1} V_2$	$c_2 = b_1 + b_2$
$V_3 = M - b_1 - b_2$	$b_3 = [1 - 1/V_3]^{V_3-1} V_3$	$c_3 = b_1 + b_2 + b_3$
...
$V_L = M - \sum_{k=1}^{L-1} b_k$	$b_L = [1 - 1/V_L]^{V_L-1} V_L$	$c_L = \sum_{k=1}^L b_k$
$V_{L+1} = M - \sum_{k=2}^L b_k$	$b_{L+1} = [1 - 1/V_{L+1}]^{V_{L+1}-1} V_{L+1}$	$c_{L+1} = \sum_{k=2}^{L+1} b_k$
...
$V_i = M - \sum_{k=i-L+1}^{i-1} b_k$	$b_i = [1 - 1/V_i]^{V_i-1} V_i$	$c_i = \sum_{k=i-L+1}^i b_k$

表 3: フレーム i における V_i, b_i, c_i

ネル y を選択しない確率は $[1 - 1/V_i]^{a_i-1}$ である。したがって、ノードの選択成功率は

$$V_i C_1 \frac{1}{V_i} [1 - 1/V_i]^{a_i-1} = [1 - 1/V_i]^{a_i-1} \quad (1)$$

となる。 b_i はこの選択で新規通信できるノード数とし、式 (1) により b_i は次のようになる。

$$b_i = [1 - 1/V_i]^{a_i-1} a_i \quad (2)$$

b_i の最大値を見つけるために b_i を a_i で微分し、その結果に 0 を代入して、 a_i を求める。

$$\begin{aligned} \frac{db_i}{da_i} &= a_i [1 - 1/V_i]^{a_i-1} \log [1 - 1/V_i] \\ &\quad + [1 - 1/V_i]^{a_i-1} \\ &= [1 - 1/V_i]^{a_i-1} \{a_i \log [1 - 1/V_i] + 1\} \\ &= 0 \end{aligned} \quad (3)$$

その結果、 $a_i = \frac{1}{\log \frac{V_i}{V_i-1}}$ で b_i は最大となることが分かる。 $\frac{1}{\log \frac{V_i}{V_i-1}}$ の値は $a_i = V_i$ と $V_i - 1$ の間であるため、 a_i は整数で、 $a_i = V_i$ または $V_i - 1$ の時、今回の選択で成功するノード数 b_i は最大になる。ここでは $a_i = V_i$ を使って議論する。

$$b_i = [1 - 1/V_i]^{V_i-1} V_i \quad (4)$$

データサイズは L フレーム、チャンネル数は M、フレーム i で通信している全ノード数は c_i とすると V_i, b_i, c_i は表 3 のようにまとめられる。 V_i は i 番目フレームから利用できるチャンネル数で、全チャンネル数 M から $(i - 1)$ 番目フレームまで通信終了しないチャンネル数を引くものである。データサイズ

は L なので、 $(i-1)$ 番目フレームまで終了しない通信は $(i - L + 1)$ 番目フレームから $(i - 1)$ 番目フレームまで各フレームで新規開始の通信数の和である。 c_i は i 番フレームで通信ノードの総和である。これは $(i - L + 1)$ 番目フレームから i 番目フレームまで各フレームで新規通信のノード数の和である。

$i \rightarrow \infty$ の時、 V_i は固定値 V になると考えられ、 b_i も固定値 b になる。したがって c_i は固定値 c で示される。

$$c = c_i = Lb \quad (5)$$

一つの通信は一つのチャンネルを使用するため単位時間で利用される平均チャンネル数は Lb であることが分かる。したがって、スループットは次の式で与えられる。

$$S = \frac{c_i}{M} = \frac{bL}{M} \quad (6)$$

ここでノードのフレーム毎のデータ発生率は p とする。フレーム i の開始時における Idle ノード数を n_i とすると、 n_i は 2 種類に分けられる。一つはフレーム $(i - 1)$ を開始する時 (あるいはもっと前に) データパケットを発生したが、データ送信に失敗した n_x ノードである。もう一つはフレーム $(i - 1)$ を開始する時データを持たない n_y ノードである。したがって、 $n_i = n_x + n_y$ となる。フレームの開始時にデータを持たない n_y ノードはそれぞれ確率 p でデータが発生するため、 $a_i = n_x + n_y p$ となる。さらに、 $(i - 1)$ フレーム以前にデータが発生した n_x ノードに対して、確率 p で発信させると、 $a_i = n_x p + n_y p = n_i p$ となる。また、ノードはチャンネルホッピングによるチャンネルの使用状況と

ノードの通信状況が分かるので、 $n_i p > V_i$ の時、このフレームのノードの送信許可確率 q_i を作って、 $n_i p q_i = V_i$ は可能である。(つまり $q(i) = V_i / n_i p$)。したがって、 $n_i p > V_i$ の条件で各フレームのノード送信率 q_i を調整し、このフレームで送信するノード数と使えるチャンネル数は同じにする。

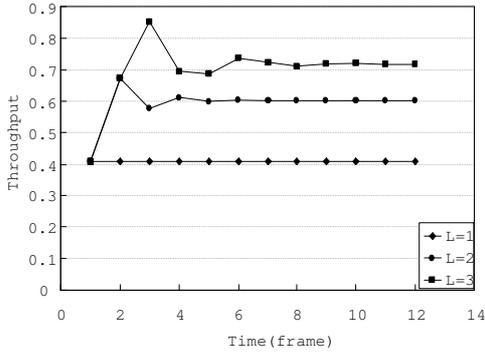


図 4: チャンネル数 $M = 5$ の時のスループット

図 4 にチャンネル数 M が 5 の時の提案方式のスループット特性を示す。ここではデータサイズ L を変化させる。データサイズ L は大きくなるとスループットは大きくなることが分かる。これはデータサイズ L は大きくなると同時に進行している通信の数も大きいからである(式 5 による、同じフレームにて通信しているノード数は各フレームで新規通信のノード数 b の L 倍である)。また、フレーム毎のノード送信率 q_i を調整することにより、 $n_i p q_i = V$ を適用しているため、全ノード数 N またはデータパケットの発生率 p は増えてもスループットは変化しない。 L は 1 である時、通信は 1 フレームで終了するため、各フレームの開始時、全てのチャンネルも利用できる。したがって、スループットは時間とともに変化しない。 $L > 1$ の時、 L 番目のフレームまで通信終了のノードはいないため、スループットは増え続け、 L 番目フレームで最大値になる。これは最初のフレームで空きチャンネル数は多く、新規通信開始のノードは多いからである。 L 番目フレームから、通信終了と新規通信のノード数だんだん同じようになるため、スループットも安定していく。

4.2 遅延

遅延は、送信ノードでデータが発生してから、受信ノードで受信完了までの時間で定義される。データパケットは発生してから i 番目のフレームでまだ送出されないと廃棄されるものとする。一つのデータパケットはあるフレームを開始する前に発生し、このフレームで送出される確率は P_1 、発生してから 2 番目のフレームで送出される確率は P_2 、 i 番目のフレームで送出される確率は P_i とし、データサイズ L の場合、フレームを単位としての遅延 D は以下のように与えられる。

$$D = \frac{P_1 L + P_2(L+1) + \dots + P_7(L+6)}{P_1 + P_2 + P_3 + P_4 + P_5 + P_6 + P_7} \quad (7)$$

全ノード数が N の時、チャンネル選択に参加可能なノード数の平均値 n は

$$n = N - (L-1)b \quad (8)$$

となる。フレーム毎にデータ発生率は p である時、フレーム i のノード送信率 q_i は固定値 q になる。

$$q = \frac{V}{np} \quad (9)$$

また、チャンネル選択成功率は t とする。

$$t = [1 - 1/V_i]^{V_i-1} \quad (10)$$

したがって、 P_i については以下のように与えられる。

$$\begin{aligned} P_1 &= qt \\ P_2 &= (1-qt)pqt \\ P_3 &= (1-qt)(1-pqt)pqt \\ P_i &= (1-qt)(1-pqt)^{i-2}pqt \end{aligned} \quad (11)$$

図 5 にチャンネル数 M が 5 の時の提案方式の遅延特性を示す。ここではノード数は 10 で、データサイズ L を変化させる。図 5 に示されるように、データパケット発生率が高くなると、遅延は大きくなる。これは、 p が大きくなると、送信許可確率 q が小さくなるからである。提案方式では、スループットを確保するために、送信許可確率 q を調整することにより、単位時間内の送信するノード数をコントロールする。その結果、送信するべきのデータパケットの数が増えると遅延が大きくなる。

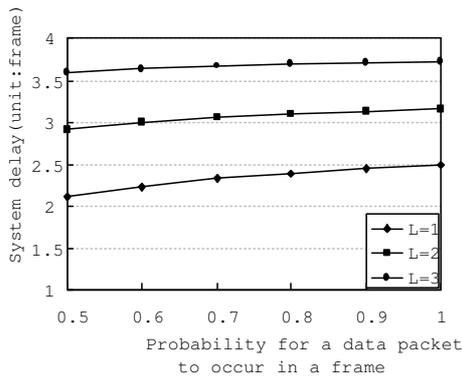


図 5: チャンネル数 $M = 5$ の時の遅延

5 おわりに

本論文ではノード数、データパケットサイズの変化に柔軟に対応できる、チャンネルホッピングを用いたマルチチャンネルMACプロトコルを提案し、性能評価を行った。また、隠れ端末問題とさらし端末問題の軽減方法を提供した。提案方式ではノードが通信しようとする時に動的にチャンネルを割り当てるので、無線通信の帯域幅資源を有効利用できる。チャンネル選択において、送信許可確率を調整し、それを最適値を取ることによる良好なスループット特性を得られる。

提案方式でノード数とデータパケットの発生率の変化について、ある範囲以内で柔軟に対応できる。送信許可確率を調整することで、良好なスループット特性を得られる一方、遅延が大きくなるデメリットがある。今後の課題としてスループットと遅延を最適化するために、異なるノード数とデータパケット発生率に対し、その最適のチャンネル数について検討する。また、隠れ端末問題及びさらし端末問題は発生する一般的なネットワークにおけるスループットと遅延の解析を行う。

参考文献

- [1] E.S. Sousa and J.A. Silvester, " Spreading code protocols for distributed spread-spectrum packet radio networks ", IEEE Trans. Communications, vol 36, pp. 272-281, March 1988.
- [2] M. Joa-Ng and I-Tai Lu, " Spread-spectrum medium access protocol with collision avoidance in mobile ad hoc wireless network ", in Proc. IEEE INFOCOM 1999, vol. 2, pp. 776-783, 1999.
- [3] A. Tzamaloukas and J.J. Garcia-Luna-Aceves, " Channel-hopping multiple access ", in Proc. IEEE ICC 2000, vol. 1, pp. 415-419, 2000.
- [4] A. Tzamaloukas and J.J. Garcia-Luna-Aceves, " A receiver-initiated collision-avoidance protocol for multi-channel networks ", in Proc. IEEE INFOCOM 2001, vol. 1, pp.189-198, 2001.
- [5] Amit Butala, Lang Tong, " Dynamic Channel Allocation and Optimal Detection for MAC in CDMA Ad hoc Networks ", 36th Asilomar Conference on Signals, Systems and Computers, November 2002.