

分散型予約方式による多帯域チャンネル予約プロトコルの提案と評価

田 学 軍[†] 井手口 哲夫[†] 奥 田 隆 史[†]

近年モバイル通信は急速に発展しており、地上局などのインフラストラクチャを必要としないアドホックネットワークは注目されている。ネットワークトポロジがつねに変化するアドホックネットワークにおいてチャンネル予約は重要な課題である。ユニキャスト、マルチキャスト、ブロードキャストを明確に区別して同時に対応できるプロトコル CATS は提案されているが、トラフィックが高い場合にスループットが低下し、Dropoff が発生するという問題が存在する。また、チャンネルを予約する際にマルチキャスト、ブロードキャストはユニキャストと同等に取り扱われるため、優先権を付けることができない。この問題を解決するために本論文は分散予約方式により新しい多周波数帯域を利用する多帯域チャンネル予約プロトコル (DMRP, Duplex Multichannel Reservation Protocol) を提案する。提案する DMRP ではブロードキャスト、マルチキャストとユニキャストを同時に取り扱える特徴を維持し、予約を分散してパラレルで行う。スループットの評価結果により、提案方式は通信環境に応じてマルチキャストとブロードキャストを優先させることが可能であり、従来方式と比べて高い負荷においてスループットと Dropoff 問題を改善できる。

A Proposal of Multichannel Reservation Protocol Based on Distribution Method

XUEJUN TIAN,[†] TETSUO IDEGUCHI[†] and TAKASHI OKUDA[†]

The design of medium access in Ad Hoc networks is an important subject and poses difficult problems due to the time-varying network topology and the lack of centralized control. Previous studies have focused on single channel systems. Recently, multichannel systems are studied because of high efficiency. In this paper, we propose a protocol, DMRP (Duplex Multichannel Reservation Protocol in Ad Hoc Networks) by improving performance of throughput in case of heavy traffic load. In the proposed protocol, DMRP, nodes with unicast transmission requests are divided into two groups to reserve links, and nodes of different groups carry out reservations in parallel with a short overhead. DMRP is distributed and parallel supporting unicasting, multicasting and broadcasting at link level simultaneously. We analyze this protocol and give the performance evaluations which show a high throughput and more robust in case of high traffic load.

1. はじめに

近年モバイル通信は急速に発展しており、関連研究も活発的に行われている^{1),2)}。地上局などのインフラストラクチャを必要としないアドホックネットワーク³⁾⁻⁵⁾は注目されている。アドホックネットワークの重要な課題の1つは無線メディアにおけるアクセス制御方式 MAC プロトコル⁶⁾⁻¹⁰⁾である。無線 MAC プロトコルの多重接続方式は大別してチャンネル予約方式とコンテンション方式の2方式がある。

TDMA 方式ではいくつかのチャンネル予約方式が議論されている¹¹⁾⁻¹⁴⁾。チャンネル予約方式ではチャンネル

接続に先立ってそのチャンネルを予約する。予約要求時にはランダムに接続するため衝突が発生するが、一度チャンネルを確立した後は基本的には衝突が発生しないという利点がある。チャンネル予約方式は衝突が避けられ、周波数の再利用が有効に行われることでチャンネル固定 TDMA 方式より効率が良い。

従来の TDMA 方式では、主に単一周波数の利用が主体である。最近是多周波数帯域を利用する方式がさかんに研究されている。多周波数帯域を利用し、干渉が発生しない範囲で周波数チャンネルを再利用すること^{15),16)}はアドホックネットワークの性能を左右し、TDMA チャンネル予約方式の性能の向上に大きく寄与する。

アドホックネットワーク全体のトポロジを知ることが難しいため、全体的な最適化の代わりに局部最適化

[†] 愛知県立大学情報科学部
Faculty of Information Science and Technology, Aichi
Prefectural University

の研究が数多くなされている^{13),14),19),20)}。これらの研究ではいずれもユニキャスト、マルチキャスト、ブロードキャストの通信タイプのうち1種のみを取り扱っている。一方、NCR²¹⁾は、3種のタイプに対応する分散型のプロトコルであり、負荷が通信容量を超えた場合にもスループットの急低下が避けられる。NCRではアドホックネットワークのノードがつねに1ホップの隣接ノード、および2ホップ内のリンクの情報を把握する必要があり、ブロードキャストなどの方法で情報の一致性を維持しながら、情報交換を行わなければならない。Tangらによって3種の通信タイプ、ユニキャスト、マルチキャスト、ブロードキャストを明確に区別して同時に対応できるプロトコルCATS²²⁾が提案されているが、高トラフィックの場合にスループットが低下し、Dropoff問題が存在している。また、3種の通信タイプに対応できるが、ユニキャストとマルチキャスト、ブロードキャストは同じレベルで取り扱われ、通信タイプを個別に優先させることができない。

本論文では以上の問題に対して、分散型予約方式による多帯域チャンネル予約プロトコル(DMRP, Duplex Multichannel Reservation Protocol)を提案する。従来方式において、高負荷の場合に予約要求を出すノードが増えるため予約の成功率が低下するという問題に対して予約要求を同一のサブスロット(sub-timeslot)送出の代わりにDMRPは予約するノードを2グループに分け、異なるサブスロットで予約要求を送信する方式により、予約成功率の向上を実現できる。また、5つのサブスロットからなるグループ1の予約過程と6つのサブスロットからなるグループ2の予約過程の中では予約要求送信用のサブスロットを除いて4つのサブスロットをパラレルで利用でき(3グループ以上に分ける方式ではパラレル化が困難である)、従来方式とほぼ同じオーバーヘッドに抑えることができる。提案方式の評価により、ネットワーク全体スループットの向上、Dropoff問題の改善で提案の有効性を示す。

2. モバイルネットワークモデル

本論文では、アドホックネットワークをグラフ $G=(V,E)$ と表す。ここで、 V はノードの集合、 E は各ノードを結ぶ辺の集合である。一般に各ノードは同じ無線能力を持ち、グラフ G は対称有向とする。中間ノードを介せず直接に通信できるノードは相互に隣接ノードとなり、1つの中間ノードを介して通信できるノードは相互に2節点隣接ノードとなる。ネットワークの各ノードは大域時計に同期してスロット時間単位で動作する。大域時計はGPSなどによって実現でき

るものとして本論文では言及しない。

各ノードはスロットに対して送信または受信どちらか1つの動作しかできない。ノード u が受信機として動作すると、 u の隣接ノード内に1つのノード v が u に送信した場合、 u がデータを受信する。ノード u の複数の隣接ノードが同じスロットで送信した場合ノード u において衝突が発生する。ここで受信ノードは衝突を検出する機能を備えるものとする。各ノードは1つ以上の無線チャンネルを利用できる。制御用無線チャンネルをSCH、ブロードキャスト用無線チャンネルをBCHとする。その他はデータ通信に利用され、DCHと呼ぶ。各ノードはチャンネル予約の後データを伝送する。チャンネル予約はスロットと無線チャンネルの予約のことを意味する。

3. CATS プロトコルの概要

この章では、CATSプロトコル²²⁾の動作を説明する。同期された通信フレームは L スロットに、各スロットは予約に使用する5個のミニスロット(MS1-MS5, MS: Mini-Slot)とデータ部(MS6)からなる。ノードはミニスロットにビーコンを送信することによってチャンネル予約をする。予約用ビーコンは送信ノードアドレス、受信ノードアドレス、要求スロットと無線チャンネル番号からなる。他の予約要求から予約されているスロット(既存リンク)への影響を避けるために既存リンクの送受信ノードはMS1とMS2を利用してビーコンを送信し、既存リンクの情報を隣接ノードに知らせる。予約しようとするノードはMS1とMS2を監視し、予約できないことを知ると予約要求を出さない。

図1に示すように再予約されることを避けるため既

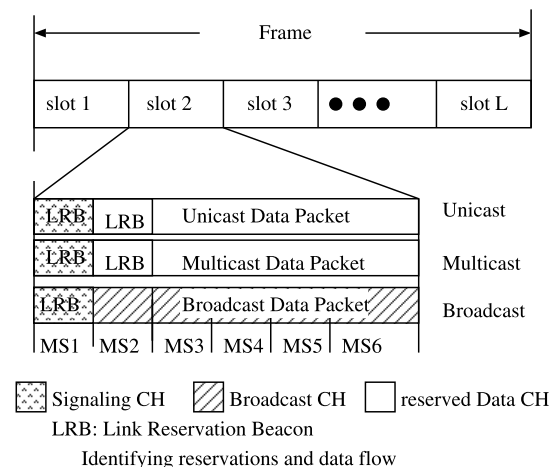


図1 CATSにおいて予約されたリンクの通信

Fig. 1 Basic operations of reserved links in CATS.

存ブロードキャストリンクでは少なくとも1つのミニスロット MS1, ユニキャストの場合は2つのミニスロット MS1 と MS2 が必要である。既存リンクの通信は MS3 から始まり, 予約するノードは MS3 で予約のビーコンを出す。他の既存リンクの受信者でない受信可能なノード(受信候補者)は MS3 で SCH を監視する。受信候補者は MS3 で受信した内容によって MS4 と MS5 の動作を決める。受信候補者は MS3 でノイズを検出した場合, MS4 で予約を中止するようビーコンを送信する。RBB (Request Broadcast Beacon) を受信した場合, MS4 で送信しない。RMB (Request Multicast Beacon) または RUB (Request Unicast Beacon) を受信した場合, MS4 に要求される DCH を監視し, クリアであれば1つ以上の送信者からの信号の干渉がないため, 予約が成功となる。受信候補者が要求を受けられなければ MS5 でマルチキャストの場合 NACK (Negative Acknowledge), ユニキャストの場合 ACK を送信する。予約するノードは MS4, MS5 を監視し, 受信結果によって予約が成功かどうか確認する。

4. 多帯域チャンネル予約プロトコル DMRP の提案

4.1 基本方式

前章で説明した CATS ではいくつかの特徴がある。

- a) ブロードキャスト, マルチキャスト, ユニキャスト 3種の通信を同時に対応する。
- b) 予約するノードはブロードキャスト, マルチキャスト, ユニキャストを含めて同一ミニスロットで予約要求を送信する。
- c) ミニスロットの最後の2つで受信候補者は他の既存リンクからの影響を確認し, NACK または ACK を送信する。CATS プロトコルでは予約過程の MS3 において衝突が発生すれば予約が失敗となる。スロット内にバックオフアルゴリズムを導入することはオーバーヘッドの増大をまねくため困難であり, スロット単位でバックオフアルゴリズムを導入することはコストが高い。CATS プロトコルの評価によって負荷が一定な値を超えるとスループットが急に低下し, すべてのノードが送信できなくなる Dropoff 問題が発生する。この問題に対して, 改善案 (DMRP, Duplex Multichannel Reservation Protocol) を提案する。

提案する DMRP ではブロードキャスト, マルチキャストとユニキャストを同時に取り扱う特徴を維持しながら, 負荷に大きく占めるユニキャストに注目し, ユニキャストの予約要求の送信を分散する。予約は6つのミニスロットで行われ, 最初の2つに予約するノ

ードが予約可能かどうか確認する。ユニキャストの予約要求 RUB を送信するノードは NAS (Node to Apply for the Slot) ノードと呼び, NAS1 と NAS2 に2グループ分割し, それぞれ2つのミニスロットに予約要求を送信する。NAS1 はブロードキャスト, マルチキャストと同時に MS3 で RUB を送信し, 以降の MS4, MS5 で予約の成功を確認する。他のグループ NAS2 は MS4 で RUB を送信し, 以降の MS5, MS6 で予約の成功を確認する。2つグループの予約は相互に影響せずパラレルで進められる。一部分のユニキャスト予約要求 RUB は MS3 から分離され, ブロードキャスト, マルチキャスト, NAS1 のユニキャスト予約との衝突が避けられる。また, ブロードキャスト, マルチキャストを優先することが可能となる。ユニキャスト予約要求 RUB を MS3 と MS4 に分散し, 2グループの予約過程をパラレルで実現し, 従来方式とほぼ同じオーバーヘッドに抑えることができる。パラレルで行うことによって, スループットを向上するとともに, 1つのミニスロットの増加で Dropoff 問題を大幅に改善する。

4.2 ユニキャスト予約方式

本方式の特徴であるユニキャスト予約方式について, 以下その手順を示す。ユニキャスト要求があるノードは MS1 で要求の受信宛先からの LRB を検出しなくかつ MS2 で要求する無線チャンネルがクリアである場合に引き続きミニスロットで予約を行う。これらのノードを NAS1 と NAS2 に2グループに分割する。[2-1] ノードのグループの所属は固定せず毎回の予約の際に所属が改めて決められる [2-1]。分割の方法は後で述べる。NAS1 と NAS2 ノードのチャンネル予約の過程はそれぞれ図 2(a) と (b) に示す。ノード A が NAS1 に属する場合におけるユニキャストの予約手順を NAS1 予約手順, NAS2 に属する場合におけるユニキャストの予約手順を NAS2 予約手順とする。

(i) NAS1 予約手順 (図 2(a))

MS1: 送信または受信中のノードは SCH で LRB を送信する。ノード A が SCH を監視する。LRB を正確に受信してかつ当該 LRB の送信先がノード A の受信先である以外の場合は予約を進める。

MS2: マルチキャストまたはユニキャストで受信しているノードは利用している無線チャンネルで LRB を送信する。ノード A は要求の無線チャンネルを監視し, クリアでなければ予約を中断する。クリアの場合は予約を進める。

MS3: ノード A が SCH で RUB を送信する。送受信動作にないノードは SCH を監視する。

MS4: MS3 で RUB を受信したノードは当該 RUB

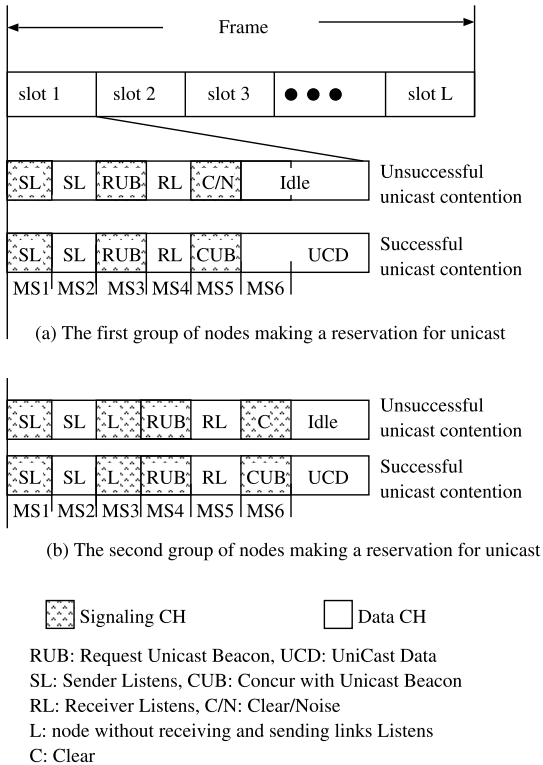


図 2 DMRP のユニキャストの予約動作
Fig. 2 Basic operations of DMRP in case of unicast.

のユニキャストの受信宛先であれば、要求される無線チャンネルを監視する。

MS5: ユニキャストの宛先ノードは MS4 にノード A が要求する DCH を監視してクリアであれば CUB を SCH で送信する。ノード A は SCH を監視し、CUB を正確に受信した場合のみ予約が成功となる。

(ii) NAS2 予約手順 (図 2 (b))

MS1: 送信または受信中のノードは SCH で LRB を送信する。ノード A が SCH を監視する。LRB を正確に受信してかつ当該 LRB の送信先がノード A の受信先以外の場合は予約を継続する。

MS2: マルチキャストまたはユニキャスト受信中のノードは利用している無線チャンネルで LRB を送信する。ノード A は要求する無線チャンネルを監視し、クリアでなければ予約を中断する。クリアの場合は予約を進める。

MS3: ノード A は他の送受信中ではないノードと同様に SCH を監視する。NAS1 のノードからの RUB を受信して当該 RUB のユニキャストの受信宛先であれば、予約を中止し、受信ノードとして NAS1 予約手順に従って動作する。さもなければ、予約を進める。

MS4: ノード A が SCH で RUB を送信する。送受

信中ではないノードは SCH を監視する。

MS5: MS4 で RUB を受信したノードは当該 RUB のユニキャストの受信宛先であれば、要求される無線チャンネルを監視する。

MS6: ユニキャストの宛先ノードは MS5 にノード A が要求する DCH を監視してクリアであれば CUB を SCH で送信する。ノード A は SCH を監視し、CUB を正確に受信した場合のみ予約が成功となる。

MS4 のスロットを用いて予約ビーコン RUB を送信した場合、ブロードキャストの予約処理における SBB/N (Stop Broadcast Beacon/Noise) や clear の処理との干渉が発生するが、確率が低い。もし予約の受信ノードに対して MS3 に衝突を検出する確率を p_{c3} にして MS4 に干渉発生確率は $p_{c3} + (1 - p_{c3})[1 - (1 - p_{c3})^{N_D - 1}]$ となり、 p_{c3} が大きければ干渉の確率が高くなる。

NAS2 のノード MS3 において単に NAS1 のノードからの RUB または RBB, RMB の予約要求を優先させているが、デッサンポリシにより、ビーコンに予約の優先度情報を入れ、NAS2 のノードは受信したビーコンの優先度情報によって動作することも可能である。

4.3 提案の正確性

DMRP によって予約されたスロットを利用する通信は相互に干渉が起こらないことを論述する。予約する過程をそれぞれユニキャスト予約、マルチキャスト予約、ブロードキャスト予約またはただ単に予約と呼ぶ。現在のスロットで成功した予約 (またはリンク) を以前のフレームで確立されたリンク、すなわち既存のリンクと区別するためにそれぞれ新ユニキャスト予約、新マルチキャスト予約、新ブロードキャスト予約または単に新予約とする。すでに予約されているスロットを既存ユニキャストリンク、既存マルチキャストリンク、既存ブロードキャストリンクまたは既存リンクと呼ぶ。次に DMRP において新ユニキャスト予約が既存リンクおよびほかの新予約と干渉しないことを述べる。

1. 新ユニキャスト予約は既存リンクと干渉しない。

新ユニキャスト予約は NAS1 と NAS2 のどちらから生成する。NAS1 の場合では図 1 と図 2 に示すように MS3 で RUB を送信した NAS1 が予約対象無線チャンネルで送信することは既存リンクに影響しない。MS2 で予約対象無線チャンネルを監視した結果は隣接のノードの内に予約対象無線チャンネルで受信しているノードがないからである。宛先ノードは予約対象無線チャンネルで受信可能である。宛先ノードは予約対象無線チャンネルで RUB を出した NAS1 以外の隣接ノード

ドからの信号に影響されない。さもなければ MS4 で信号を検出したはずであり、MS5 で CUB を出さない。それに予約の宛先ノードが送受信中（既存リンク）であれば MS5 で CUB を出さないため、予約が成功することはない。

NAS2 の場合では図 1 と図 2 に示すように MS4 で予約ビーコン RUB を送信した NAS2 が予約対象無線チャネルで送信することは既存リンクに影響しない。MS2 で予約対象無線チャネルを監視した結果は隣接のノードの内に予約対象無線チャネルで受信しているノードがないからである。宛先ノードは予約対象無線チャネルで受信可能である。NAS1 の場合と同様に宛先ノードは予約対象無線チャネルで RUB を出した NAS2 以外の隣接ノードからの信号に影響されない。さもなければ MS5 で信号を検出したはずであり、MS6 で CUB を出さない。また、予約の宛先ノードが送受信中（既存リンク）であれば MS6 で CUB を出さないため、予約が成功することはない。

2. 新ユニキャスト予約は他の新予約と干渉しない。

図 1 と図 2 に示すように新ユニキャスト予約は同一スロットで成立した新ブロードキャスト予約または新マルチキャスト予約と以降の通信において相互に干渉しない。NAS1 の場合では、MS3 で隣接と 2 節点隣接ノードの中に RBB または RMB を出したノードがいれば、MS3 で衝突が起きるため、MS4 でブロードキャスト予約とマルチキャスト予約のノードは SBB またはノイズを検出して予約を中断し、新ユニキャスト予約と同一スロットに生成しない。

NAS2 の場合では、MS3 で SCH の RBB または RMB を受信した以外の場合（クリアまたはノイズ）に NAS2 は MS4 で SCH の RUB を送信する。クリアの場合に送出された SCH の RUB はブロードキャスト予約とマルチキャスト予約のノードに検出されないし、干渉の可能性もない。ノイズの場合に送出された SCH の RUB はブロードキャスト予約とマルチキャスト予約のノードが MS4 で検出することで予約を中断し、ブロードキャスト予約とマルチキャスト予約は成功しない。

同一スロットにおいて NAS1 のユニキャスト予約と NAS2 のユニキャスト予約（予約する過程）は MS3 から MS6 まで SCH 無線チャネルと DCH 無線チャネルが区別され、相互に衝突せず新予約となっても、NAS1 の新ユニキャスト予約と NAS2 の新ユニキャスト予約（成立した予約）での通信は相互に干渉する可能性が残っている。この問題に関して次節で検討し、解決する。

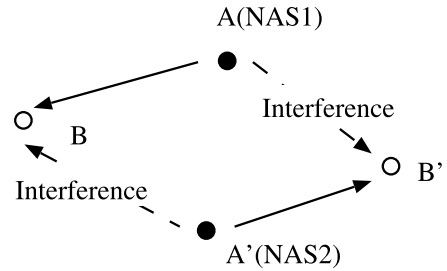


図 3 NAS1 による予約と NAS2 による予約との干渉
Fig. 3 The interference between reservations of NAS1 and NAS2.

4.4 干渉の解決

図 3 に示すように同一スロットで成立した NAS1 の新ユニキャスト予約と NAS2 の新ユニキャスト予約では干渉が起こるケースは 2 つある、1) NAS1 の新ユニキャスト予約の送信ノードによる送信は NAS2 の新ユニキャスト予約の受信ノードに影響する、2) 逆に NAS2 の新ユニキャスト予約の送信ノードによる送信は NAS1 の新ユニキャスト予約の受信ノードに影響する。図 3 に示すようにノード A(NAS1) からノード B へのユニキャスト予約とノード A'(NAS2) からノード B' への予約は同一スロットで同時にでき、かつ予約の周波数が同じの場合は受信ノードは 2 つの送信ノードからの信号がとどくため、受信できない。このケースでは受信ノードは同時に送信ノードの隣接ノードである。

この問題を NAS1 と NAS2 の選択によって解決できる。各ノードが使用できる無線チャネルの数を N_C とし、一般に送信と受信は N_C に均一確率で分布すると仮定できる。 $N_C = N_{C1} + N_{C2}$ とし、チャネルを 2 つのグループに分ける。予約するノードは予約要求を送信する前、利用できる全体周波数の中から任意な 1 つを選んで、この周波数によって MS3 (NAS1) と MS4 (NAS2) どちらかに予約要求の送信を決める。この無線チャネルは N_{C1} に属する場合 NAS1 ノードとし、 N_{C2} に属する場合 NAS2 ノードになる。

NAS1 ノードになる確率は $P_{NAS1} = N_{C1}/N_C$ 、NAS2 ノードになる確率は $P_{NAS2} = N_{C2}/N_C$ となり、 $P_{NAS1} + P_{NAS2} = 1$ が成り立つ。この選択方法で NAS1 の新ユニキャスト予約と NAS2 の新ユニキャスト予約（できた予約）の干渉が回避できる。

4.5 スループットの解析

この節ではユニキャスト通信に対して、CATS プロトコルと比較するために同じアドホックネットワークの近似モデル²²⁾を用いて提案した DMRP プロトコルスループットを解析する。このモデルのトポロジは

ハイパーキューブ (Hyper-Cube) と呼び、各ノードには同じ数の隣接ノード N_D があるとし、この N_D のノードは相互に隠れている。このモデルは現実的なアドホックネットワークと違うが、モバイルの隠れ端末問題を考え、最悪のシナリオを含むため、評価の結果は通常のネットワークの場合のプロトコルの性能評価に参考となる。ここでは、各ノードのバッファ数は有限とし、単一バッファ方式とする。一般性を失わずに各ノードにおけるメッセージ到着はポアソン到着とし、1 スロットあたりの到着率 (Arrival rate) を λ とする。1 スロット時間内に到着する確率は $1 - e^{-\lambda}$ となる。定常状態に 1 ノードがフレームの 1 スロットを使って送信する確率を P_T 、受信する確率を P_R とする。ユニキャスト通信を考えると定常状態に $P_R = P_T$ が成り立つ。フレームのスロット数を L とし、送信と受信は L に均一確率で分布する。また、各ノードが使用できる無線チャネルの数を前節と同じ N_C とし、送信と受信は N_C に均一確率で分布する。最悪の場合でもノードがフレームに少なくとも 1 スロットを獲得して送信できる条件を保証するために $N_C = N_D$ 、 $L = 2N_D$ とする。

ノードは送信要求が到着すると、スロットの予約を試みる。成功したらスロットを獲得し、メッセージをスロット単位に分割して各フレームの同一スロットを利用して送信する。メッセージの送信が全部終わるまでを 1 つのフローと呼び、平均フロー長 (スロットの数) を AFL (Average Flow Length) で表す。送信リンクが設定されないフレームはノードに対してアイドルフレームである。ノードが送信リンクを設定できる確率を P_W とし、この P_W により平均連続アイドルフレームの長さが得られる。以下 P_W を導出する。

任意のノード A からノード B にメッセージを送るユニキャストの場合を考える。NAS1 のノードがスロットにリンクを設定できる条件は当該スロットに対して以下の 5 つの条件が満たさなければならない。

1. ノード A は NAS1 ノードである。
2. ノード A に送信要求がある。
3. ノード B を除くノード A の隣接ノード $A_{nbr}(\bar{B})$ の中にノード A へ送信しているノードがいなく、かつノード A が要求する無線チャネルを使用する受信ノードもない。
4. ノード A を除くノード B の隣接ノード $B_{nbr}(\bar{A})$ の中に、MS3 で RUB を送信するノードがいなく、かつノード B への送信ノードおよびノード A が要求する無線チャネルを使用する B ノード以外のノードへの送信ノードもない。

5. ノード B は送信中ではないかつ RUB も送信しない。

以上の条件 1 から 5 までを満たす確率をそれぞれ $P_{11}, P_{12}, P_{13}, P_{14}, P_{15}$ とし、それぞれを以下のように表す。

$$P_{11} = P_{NAS1} = N_{C1}/N_C \quad (1)$$

$$P_{12} = 1 - e^{-\lambda} \quad (2)$$

$$P_{13} = \left\{ 1 - (1 - P_T)P_R \frac{1}{L} \frac{1}{N_C} - P_T \left[\frac{1}{L} \frac{1}{N_D} + \left(1 - \frac{1}{L} \right) P_R \frac{1}{L-1} \frac{1}{N_C} \right] \right\}^{N_D-1} \quad (3)$$

ノード A の隣接ノードはノード A へ送信しない、かつノード A が要求する無線チャネルでの受信もしていない確率を P_{Anif} とし、

$$P_{Anif} = 1 - (1 - P_T)P_R \frac{1}{L} \frac{1}{N_C} - P_T \left[\frac{1}{L} \frac{1}{N_D} + \left(1 - \frac{1}{L} \right) P_R \frac{1}{L-1} \frac{1}{N_C} \right] \quad (4)$$

が成り立つ。よって、

$$P_{13} = (P_{Anif})^{N_D-1} \quad (5)$$

となる。

$$P_{14} = \left\{ 1 - (1 - P_T)(1 - P_R/L)P_{11}P_{12}P_{13} - P_T \frac{1}{L} \left[\frac{1}{N_D} + \left(1 - \frac{1}{N_D} \right) \frac{1}{N_C} \right] \right\}^{N_D-1} \quad (6)$$

$$P_{15} = P_T \left(1 - \frac{1}{L} \right) + (1 - P_T)(1 - P_{11}P_{12}) \quad (7)$$

NAS1 ノードが 1 フレームで送信リンクを設定できる確率を P_{W1}^S とすると、これらの条件を満たすためには $P_{W1}^S = P_{11}P_{12}P_{13}P_{14}P_{15}$ となる。

NAS2 の場合は NAS2 のノードがスロットにリンクを設定できる条件は当該スロットに対して以下の 5 つの条件が満たさなければならない。

1. ノード A は NAS2 ノードである。
2. ノード A に送信要求がある。
3. ノード B を除くノード A の隣接ノード $A_{nbr}(\bar{B})$ の中にノード A へ送信しているノードがいなくかつノード A が要求する無線チャネルを使用する受信ノードもない。また、ノード A は隣接の NAS1 ノードから MS3 で RUB を受信して RUB の宛先ではない。
4. ノード A を除くノード B の隣接ノード $B_{nbr}(\bar{A})$ の中に、MS4 で RUB を送信するノードがいなく、かつノード B への送信ノードおよびノード A が要求する無線チャネルを使用する B ノード以外のノードへ

の送信ノードもない。しかもノード B は MS3 で隣接ノードの NAS1 ノードから RUB を受信して RUB の宛先ではない。

5. ノード B はこのスロットで送信していない、かつ MS3 および MS4 で RUB を送信しない。

以上の条件 1 から 5 までを満たす確率をそれぞれ $P_{21}, P_{22}, P_{23}, P_{24}, P_{25}$ とし、それぞれ以下のように表す。

$$P_{21} = P_{NAS2} = N_{C2}/N_C \tag{8}$$

$$P_{22} = P_{12} = 1 - e^{-\lambda} \tag{9}$$

条件 3 においてノード B を除くノード A の隣接ノードは、NAS1 ノードとして MS3 で RUB を送信する確率を $P_{Arub} = (1 - P_T)(1 - P_R/L)P_{11}P_{12}P_{13}$ とする。

$$P_{23} = P_{13} - (N_D - 1)P_{Arub} \frac{1}{N_D} \times (P_{Anif} - P_{Arub})^{N_D - 2} \tag{10}$$

ノード A を除くノード B の隣接ノードは、MS4 で RUB を送信していない、かつノード B への送信およびノード A が要求する無線チャンネルを使用する B ノード以外のノードへの送信もしていない確率を P_{Bnf} とし、以下のように

$$P_{Bnf} = 1 - (1 - P_T)(1 - P_R/L)P_{21}P_{22}P_{23} - P_T \frac{1}{L} \left[\frac{1}{N_D} + \left(1 - \frac{1}{N_D}\right) \frac{1}{N_C} \right] \tag{11}$$

と定義する。ノード A を除くノード B の隣接ノードが NAS1 ノードとして MS3 で RUB を送信する確率が P_{Arub} と等しいため、 P_{24} は

$$P_{24} = (P_{Bnf})^{N_D - 1} - (N_D - 1)P_{Arub} \frac{1}{N_D} \times (P_{Bnf} - P_{Arub})^{N_D - 2} \tag{12}$$

となる。

$$P_{25} = P_T \left(1 - \frac{1}{L}\right) + (1 - P_T)(1 - P_{22}) \tag{13}$$

NAS2 ノードが 1 フレームで送信リンクを設定できる確率を P_{W2}^S とし、 $P_{21} \sim P_{25}$ の掛算、 $P_{W2}^S = P_{21}P_{22}P_{23}P_{24}P_{25}$ となり、 $P_W^S = P_{W1}^S + P_{W2}^S$ が成り立つ。したがって、

$$P_W = 1 - (1 - P_W^S)^L \tag{14}$$

平均アイドルフレーム数 I は $1/P_W - 1$ となる。各ノードからのメッセージの平均長 AFL を考え、 P_T が得られる。

$$P_T = \frac{AFL}{AFL + I} \tag{15}$$

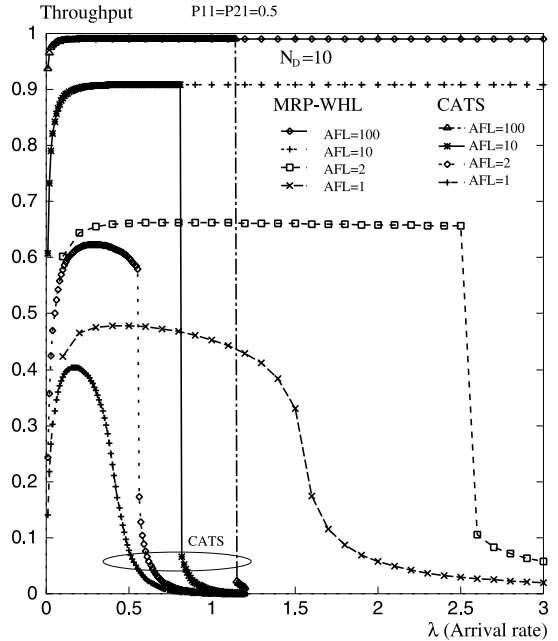


図 4 DMRP と CATS のスループット
Fig. 4 Throughputs of DMRP and CATS.

フレームに対する各ノードの送信確率はスループットと等しいため、 P_T の初期値を設定し、上記の式によって繰り返し P_T を更新して収束した P_T が得られる。この方法でユニキャスト通信のスループットが求められる。

4.6 計算結果と評価

DMRP と CATS のスループットの計算結果を図 4 と図 5 に示す。これはマルチキャストとブロードキャストを考えずユニキャストのみの場合に対して $P_{11} = P_{21} = 0.5$ の条件を設定して得た結果である。図 4 に示すように CATS では到着率がある限界を超えるとスループットは急に低下する。しかもこの到着率の限界値は AFL が小さくなるとともに小さくなる傾向がある。AFL=1 の場合、CATS ではスループットが $\lambda = 0.2-0.5$ の間に急に下がり、0 になると通信ができなくなる。DMRP では $\lambda = 1.4$ になってもスループット 0.4 以上で通信でき、最大スループットと最小スループットともに CATS より高い。AFL=2 の場合も同じ傾向がある。特に AFL=10 以上の場合に DMRP では図に示す結果および送信要求の到着確率を 1 に設定して ($\lambda = \infty$) 得た結果からスループットが最大値から急激に低下する現象は生じないことがいえる。

図 5 に隣接ノード数によるスループットの変動を示す。隣接ノード数の増加とともにスループットは低い

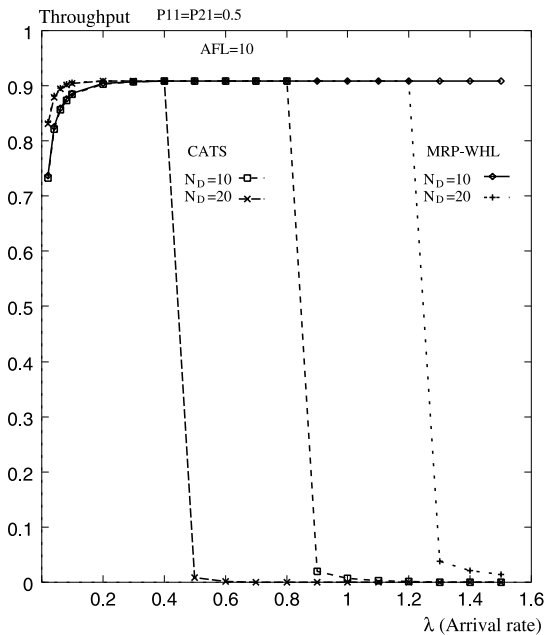


図5 隣接ノード数によるスループットの変動

Fig. 5 Throughput performance with different node degree.

到着率が急に低下し始める。 $N_D = 10$ の場合, CATS ではスループットが到着率 0.8 から低下する。DMRP では低下することがない。 $N_D = 20$ の場合, CATS ではスループットが到着率 0.4 から DMRP では 1.2 から急に低下し始める。隣接ノード数が多いほど Dropoff が起こりやすいが, DMRP は CATS よりもっと高い隣接ノード数と高い負荷 (到着率) で通信することが可能である。

この計算ではユニキャストだけ想定して $P_{11} = P_{21} = 0.5$ と設定しているが, 各タイプの通信量に応じて別々に設定することによって, マルチキャストとブロードキャストとの衝突が減少できる。 P_{11} を小さく設定すると MS3 で RUB を送出するノード数が減り, 衝突の確率が低くなり, マルチキャストとブロードキャストを優先させることになる。この場合は多くのユニキャスト要求があるノードは NAS2 ノードとして予約を行う。

以上の結果から DMRP は高い負荷に耐えられ, 高いスループットで通信でき, 十分な性能を備えているといえる。

5. まとめ

本論文では高い負荷の場合にスループットが急激に低下し, すべてのノードが送信できなくなる Dropoff 問題に対して, DMRP を提案した。通信要求が多い

と思われるユニキャストに対して, ノードを 2 つのグループ NAS1 と NAS2 に分けて, 予約を行うことによって衝突を減少し, 予約の成功率を向上させることができた。

提案した DMRP に対してスループットを近似的に導出し, 評価を行った。DMRP にはいくつかの特徴がある。1) 負荷率 (到着率) が高い範囲で高いスループットで通信できる。2) AFL が比較的長い条件でブロックすることがなくなる。3) P_{11}, P_{21} の設定によってマルチキャストとブロードキャストとの衝突の確率を調節でき, 通信環境に応じてマルチキャストとブロードキャストを優先させることが可能である。従来方式の CATS と比べて高い負荷でスループットと Dropoff 問題を改善できた。

今後の課題として, 提案した DMRP に対してユニキャスト, マルチキャストおよびブロードキャストの 3 種通信タイプの通信量に対して適切な P_{11}, P_{21} の設定方法, およびその場合にネットワーク全体のスループットなどの性能評価をする必要がある。

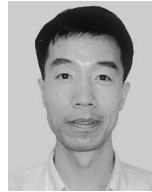
参考文献

- 1) Special issue on wireless communication series, *IEEE JSAC*, Vol.19, No.7 (July 2001).
- 2) Ko, Y.-B. and Vaidya, N.H.: Location-aided routing (LAR) in mobile ad hoc networks, *ACM/IEEE Int. Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom'98)* (Oct. 1998).
- 3) National Science Foundation: Research priorities in wireless and mobile communications and networking: Report of a workshop held March 24-26, Airlie House, Virginia (1997).
- 4) Leiner, B.M., Ruth, R.J. and Sastry, A.R.: Goals and challenges of the DARPA GloMo program, *IEEE Personal Communications*, Vol.3, No.6, pp.34-43 (Dec. 1996).
- 5) Park, V.D. and Corson, M.S.: A highly adaptive distributed routing algorithm for mobile wireless networks, *Proc. INFOCOM'97*, pp.1405-1413 (Apr. 1997).
- 6) Gallager, R.: A perspective on multiaccess channels, *IEEE Trans. Inf. Theory*, Special issue on random access communications, Vol.IT-31, No.2 (1985).
- 7) Karn, P.: MACA—A new channel access method for packet radio, *Proc. 9th Computer Networking Conference*, pp.134-140 (Sept. 1990).
- 8) Bharghavan, V., Demers, A., Shenkar, S. and Zhang, L.: MACAW: a media access protocol for wireless LANs, *Proc. SIGCOMM '94*

- Conference on Communications Architectures, Protocols and Applications*, pp.212–225 (Aug. 1994).
- 9) IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications, IEEE Standard 802.11–1997. The Institute of Electrical and Electronics Engineers, New York, NY (1997).
 - 10) 田 学軍, 井手口哲夫: アドホックネットワークにおけるチャネル予約プロトコル, *DI-COMO'2002 シンポジウム論文集*, pp.81–84 (June 2002).
 - 11) Bertsekas, D. and Gallager, R.: *Data networks*, Prentice-Hall, Englewood Cliffs, NJ (1992).
 - 12) Pond, L.C. and Li, V.O.K.: A distributed time-slot assignment protocol for mobile multi-hop broadcast packet radio networks, *Proc. IEEE MILCOM* (1989).
 - 13) Ephremides, A. and Truong, T.: Scheduling broadcasts in multihop radio networks, *IEEE Trans. Comm.*, COM-38(4) (Apr. 1990).
 - 14) Cidon, I. and Sidi, M.: Distributed assignment algorithms for multihop packet radio networks, *IEEE Trans. Comput.*, Vol.38, pp.1353–1361 (1989).
 - 15) Lin, C.R. and Gerla, M.: Adaptive clustering for mobile wireless networks, *IEEE J. Select. Areas Commun.*, Vol.15, pp.1265–1275 (Sept. 1997).
 - 16) Lin, C.R. and Gerla, M.: A distributed control scheme in multi-hop packet radio networks for voice/data traffic support, *Proc. IEEE Int. Conf. Communications*, Seattle, WA, pp.1238–1242 (June 1995).
 - 17) Zhu, C. and Corson, M.S.: A five phase reservation protocol (FPRP) for a mobile ad hoc networks, *Proc. IEEE INFOCOM* (1998).
 - 18) Chao, T.C. and Tsai, T.J.: An access-based clustering protocol for multihop wireless Ad Hoc networks, *IEEE J. Select. Area Commun.*, Vol.19, No.7, pp.1201–1210 (July 2001).
 - 19) Chlamtac, I. and Kutten, S.: A spatial-reuse TDMA/FDMA for mobile multi-hop radio networks, *Proc. IEEE INFOCOM* (1985).
 - 20) Chlamtac, I. and Lerner, A.: Link allocation in mobile radio networks with noisy channel, *Proc. IEEE INFOCOM* (1986).
 - 21) Lichun, B. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: A new approach to channel access scheduling for ad hoc networks, *7th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking* (2001).
 - 22) Tang, Z. and Garcia-Luna-Aceves, J.J.: Collision-avoidance transmission scheduling for Ad-Hoc networks, *Proc. IEEE ICC'2000* (2000).

(平成 15 年 5 月 2 日受付)

(平成 16 年 7 月 1 日採録)



田 学軍

1991 年中国天津工業大学大学院修士課程修了。1998 年名古屋工業大学大学院博士課程修了, 博士 (工学)。その後, 愛知県立大学情報科学部情報システム学科助手。ネットワークアーキテクチャ, 通信プロトコル, LAN, 無線ネットワークワーキングおよび環境電磁波の信号処理と評価等の研究に従事。2003 年 6 月～2004 年 6 月 University of Florida (米国) にて訪問研究。電気学会会員。



井手口哲夫 (正会員)

1972 年電気通信大学通信工学科卒業。同年三菱電機 (株) 入社。1998 年愛知県立大学情報科学部教授。工学博士。ネットワークアーキテクチャ, LAN, 通信プロトコル設計方式, モバイルコンピューティング, タイムクリティカル通信等の研究に従事。著書として『コンピュータネットワーク概論』(ピアソン・エデュケーション), 『分散システム入門』(近代科学社), 『分散オペレーティングシステム』(科学技術出版, 訳書) 等。IEEE 会員。



奥田 隆史 (正会員)

1987 年豊橋技術科学大学大学院修士課程了。同年セイノー情報サービス (株) 入社。1988 年より豊橋技術科学大学情報工学系教務職員。1992 年同助手, 1993 年朝日大学経営学部講師, 1996 年同助教授を経て, 1997 年より愛知県立大学情報科学部地域情報科学科助教授。通信ネットワークの性能評価に関する教育研究従事。この間, 1994～1995 年 Weber State University (米国) にて客員助教授。計測自動制御学会, IEEE, 経営情報学会, OR 学会等の会員。博士 (工学)。