

無線アドホックネットワーク用ルーティング方式の検討

—適応型ルーティングアルゴリズムとMAC層プロトコル—

姜 惠娟 吉田 進

京都大学大学院 情報学研究科
〒606-8501 京都市左京区吉田本町

E-mail: {jiang,yoshida}@hanase.kuee.kyoto-u.ac.jp

あらまし 無線アドホックネットワークにとって、効率的なルーティングプロトコルが必要である。本論文では、まず近い将来移動ノードは自分の位置情報が分かるようになることを想定して、経路探索におけるノードの位置情報の利用方法を検討する。次に、ノードの送信電力の違いによって生じる片方向リンク問題への対応を検討し、リンクの寿命を考慮した適応型ルーティングプロトコルを提案する。計算機シミュレーションにより提案ルーティングプロトコルの特性を評価する。一方、ルーティングプロトコルの特性は単にルーティングアルゴリズムのみで決まるのではなく、MAC (Media Access Control) プロトコルにも影響されると考えられる。本論文の最後に、MAC層プロトコルの実装に関する検討および考察を加える。

キーワード アドホックネットワーク、ルーティング、片方向リンク、安定ルート

Routing in Mobile Ad Hoc Networks

—Adaptive Routing Algorithm and MAC Layer Protocol—

Huijuan JIANG and Susumu YOSHIDA

Graduate School of Informatics, Kyoto University
Yoshida-honmachi, Sakyo-ku, Kyoto 606-8501, Japan

E-mail: {jiang,yoshida}@hanase.kuee.kyoto-u.ac.jp

Abstract In mobile Ad hoc network, an efficient routing protocol is necessary. In this paper, we firstly survey the usage of node location information in routing protocols. Secondly, we study the algorithm dealing with uni-directional links that result from different transmission power and other differences among the nodes. As a result, an adaptive routing protocol using link life expectancy (LLE) is proposed. The performance of our adaptive routing protocol is evaluated through computer simulation. On the other hand, the performance of a routing protocol is not decided solely by the efficiency of routing algorithm. It is also influenced by Media Access Control (MAC) layer protocols and other factors. Study of MAC layer protocols is presented in the last part of this paper.

Key words Ad hoc network, Routing, Uni-directional link, Stable route

1. ま え が き

近年、無線情報機器が急速に普及している中で、インフラに制限されずに、また時間・場所を問わずに通信できるネットワーク技術が注目されつつある。このような要求に応えられる新しい技術として、無線アドホックネットワークが挙げられる。

アドホックネットワークにとって、効率的なルーティングプロトコルが必要である。既存のルーティングは、大まかにテーブル駆動型とオンデマンド型に分けられる。テーブル駆動型はノード間で定期的にトポロジー情報を交換することにより、各ノードがすべてのノードへのルートを持保持する。トポロジーの変化が激しくなると、頻繁にルートテーブルを更新しなければならないため、大量のオーバーヘッドが生じる。したがって、単純なテーブル駆動型ルーティングはアドホックネットワークに適していないと考えられる[1]。オンデマンド型のルーティングプロトコルは必要となったときはじめてルート探索を開始する。このようなプロトコルの多くはフラッディング(flooding)によりルート探索を行うため、ルート探索段階のオーバーヘッド削減が重要な課題となる。近い将来、移動ノードが簡易に自分の位置情報を得ることができると考えられ、位置情報を利用してオーバーヘッドを抑えるルーティングプロトコルの検討が行われるようになった[2]。

これまでのルーティングプロトコルの研究の多くは、双方向リンクだけを想定している。しかし、実際のネットワークではバッテリーを節約するためにノード送信電力を制御する必要がある、ノードの送信電力が同一でない場合が多い。したがって、片方向リンクの存在が避けられない。片方向リンクの存在を想定しないルーティングプロトコルは、実際のネットワークで誤動作する可能性がある[3]。

データ通信中のルート切断による通信失敗を防ぐため、様々な検討が行われてきた[4]~[6]。文献[4]ではルート探索を安定なリンクに限定している。文献[6]では通信中に位置情報と速度情報を利用してリンクの寿命を監視し続け、ルートが切れる直前にハンドオフさせる方式が提案されている。すなわち、ルートが切れる前にもう一回ルート探索を行い、新たなルートを見つける。

本論文では、片方向リンクに対応した、位置情報を利用してオーバーヘッドを抑えた安定リンクに基づくルーティングプロトコルを提案し、計算機シミュレーションにより提案方式の特性を評価する。論文の最

後に、ルーティング特性に対するMAC(Media Access Control)層のプロトコルの影響について検討する。

2. 提案ルーティングプロトコル

本検討では、まず近い将来に各移動ノードの位置情報が容易に利用できるようになることを想定して、ルート探索におけるノードの位置情報の利用方法を検討する。次に、ノードの送信電力の違いによって生じる片方向リンク問題への対応を検討し、安定リンクに基づくルート構築方法を提案する。

2.1 位置・速度情報の利用

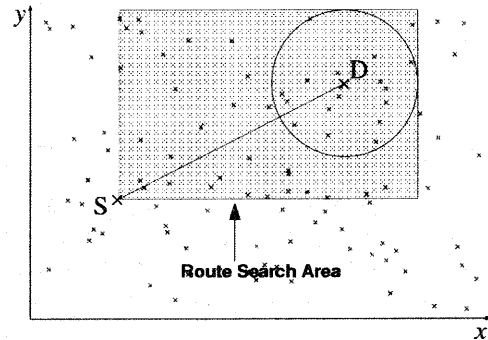


図1 LARにおけるルート探索範囲の限定

LAR(Location Aided Routing)は位置・速度情報を利用してルート探索範囲を限定する方法である。LARでは、発信元Sは宛先Dの位置と速度情報を用いて宛先の居場所を予測し、その居場所の予想範囲をカバーできる長方形領域をルート探索範囲とする[2]。しかし、ノードが平均的に分布するネットワークでは、期待されるSとDの間のルートは線分SDの付近に存在する割合が高い。

文献[7]の結果に基づいて、提案ルーティングプロトコルではルート探索範囲を限定する際に、SDを直径とした円を探索範囲にする。

2.2 片方向リンクへの対応

2.2.1 片方向リンクの原因と問題

図2では、ノードの送信電力の違いに由来する片方向リンクの一例を示す。送信電力が大きいBの信号がノードDに届くのに対して、Dの送信電力が小さくてBまで届かない。そうすると、リンクBDが片方向リンクになる。実際のアドホックネットワークでは、片方向リンクの存在が避けられない。このような片方向リンク問題は、従来の無線ネットワークにおいては問題にならない。なぜなら、ユーザが通信していないときでも移動端末は基地局と常に情報のやり取り

をしており、お互いに聞こえるときのみ、リンクが認識される。それ以外では、リンクが存在せず圏外と認識される。

今までのルーティングの研究の多くは片方向リンクの存在を想定していなかった。このようなルーティングプロトコルは、実際のアドホックネットワークで正しく動作しない可能性がある [3]。例えば、図2でLARにてルート探索を行う場合を考える。ノードDがノードBからルート要求パケットを受信し、それを中継する場合がある。そうすると、ルートリプライパケットがユニキャストで戻ってくるときに、D→Bの経路が通れないため、ルート探索が失敗に終わる恐れがある。

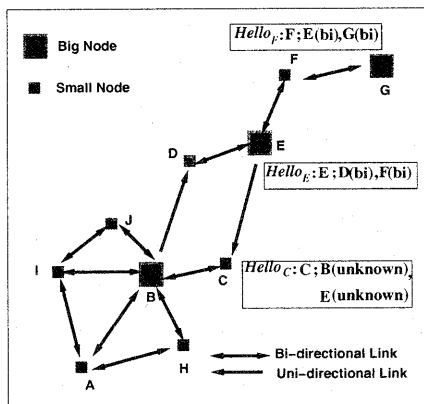


図2 片方向リンクの例

2.2.2 利用方法

リンクが片方向か双方向かは気にせず、通信要求が起こる度に、発信元から宛先への上りルートと宛先から発信元への下りルートを別々にフラッディングにより探索することは可能ではあるが、一回のルート探索につき、二回もフラッディングを行うため、大量のオーバーヘッドが予想される。それに対して、片方向リンクを全く使用しないことも可能ではあるが、片方向リンクでしか通信できない場合、ネットワーク接続性が落ちる恐れがある。

片方向リンクを使うべきかどうかの問題は、片方向リンクによる接続性の向上とそれに伴う制御パケット数の増加とのトレードオフによって決めるべきと考えられる。本研究では、ネットワーク接続性の向上とオーバーヘッドの低減に着目して、双方向リンクを優先的に利用し、やむを得ない場合のみ片方向リンクを利用する方式を提案する。

2.2.3 片方向リンクの識別

片方向リンクと双方向リンクを使い分けるためには、まずリンク状況を認識する必要がある。本論文では、ハローパケットを用いてリンク状況を把握している。定期的にハローパケットを交換するのではなく各ノードが一定時間 ($T_{hello} : 8s$) 内に何のバケットも出さなかった場合は、ハローパケットを出す。ハローパケットには、自分のID、今まで受信できた隣接ノードのIDリストおよびその隣接ノードとのリンクの特徴がかかっている。ゆえに、各ノードは隣接ノードとのリンクが片方向か双方向かを識別できる。例えば、図2においてCはEから受信できるのに対して、Eからのハローパケットを見ると、C自身のIDが入っていない。つまり、EはCからの信号を受信できないという意味である。その場合、リンクECが片方向リンクであることを下流ノードCが認識する。一方、ノードEはCからの信号を受信できないため、Cの存在は分らない。各隣接ノードに対して、 $2.25 * T_{hello}$ の期間中に何のバケットも聞こえなかった場合、このノードを隣接ノードリストから削除する。

2.3 安定ルートの構築

位置情報を利用した安定なルートの構築について様々な検討が行われてきた [8]。

LARは単にルート探索範囲を限定してオーバーヘッドを抑えるだけで、ルートの安定性は考えていなかった。速度情報を利用したルーティングプロトコルはLARをベースにして、相対速度が小さい中継ノードからなる候補ルートを使用することにより、比較的安定なルートを構築することができた [5]。しかし、リンクの寿命は相対速度に限らず、隣接ノード間の距離にも大きく影響される。この提案では宛先側でルートを収集してから取捨するため、ルート構築の遅延が大きくなる恐れがある。また、切れそうなリンクから来たルート要求パケットも伝送されてしまい、無線資源の浪費になる。

その他に、文献 [6] では通信中にルートが切れる直前にハンドオフさせる方式を提案しているが、通信失敗を防げるものの、ハンドオフに伴うオーバーヘッドが懸念される。

文献 [4], [9] では、リンク安定度を定義し、今まで存在し続けたリンクを安定とし、良く切れるあるいは新たに出来たリンクは不安定と判断する。SARAH [4] ではルート探索を安定なリンクに限定する。文献 [9] では、たくさんの安定リンクを持つノードを安定ノードとし、安定ノードと不安定ノードに区分して、テ

ブル駆動型とオンデマンド型のルーティング方式を使い分けしている。しかし、新たに出来たリンクは必ずしも不安定ではない。また、今まである時間内に存在し続けたリンクはこれからも存在し続けるとは限らない。

したがって、われわれの提案ルーティングプロトコルでは、ルート探索の際にルート要求パケットを受け取ったノードはこのパケットが経由したリンクの寿命を計り、通信が終わるまで使えそうなリンクであれば、ルート要求パケットを中継する。そうでなければ、そのパケットを廃棄する。

2.3.1 適応的リンク寿命閾値の設定

発信元が通信要求を生じた時点から宛先が正しくデータを受け取るまでの時間を正しく予測できれば、この時間をリンク寿命閾値として、ルート探索の際にその閾値を満たさないリンクをルート探索対象から除外することができる。しかし、この時間は発信元と宛先との距離およびネットワークの状況によって決まるため、正確に推定することは容易ではない。

本提案では適応的に閾値を設定している。式(1)に示すようにルーティングする際に累積的に通信に必要な時間を設定する方法を利用する。まず発信元は小さめに必要通信時間（最低限のリンク寿命閾値）を設定して、ルート探索過程に中継ノードによりこの必要時間（リンク寿命閾値）を更新していく。

$$T_{th} = T_{data} + \sum_{i=1}^n (D_{rrep_i} + D_{data_i}) \quad (1)$$

ただし、 T_{th} は n 番目の中継ノードにより修正した後のリンク寿命の閾値で、 T_{data} は時間で表したデータの長さを表す。なお、 D_{rrep_i} は i 番目の中継ノードにおけるルートリプライパケットの伝送遅延で、 D_{data_i} は i 番目の中継ノードにおけるデータパケットの伝送遅延を意味する。

このように、適応的にルート要求パケットに必要なリンク寿命閾値を更新し、それを受け取ったノードはパケットが経由したリンクの寿命をパケットに書かれた閾値と比較して、中継するかどうかを判断する。宛先では一番早く届いたルート要求パケットに記録したルートを採用する。こうして、ルート構築遅延とルート安定性の両方に配慮する。

2.3.2 リンク寿命測定

電波の減衰が距離減衰のみであるときに、ノードは位置と速度が分かれば、リンク両端のノードの位置・速度情報と上流ノードの通信半径を用いてリンク寿命を計算することができる [6]。

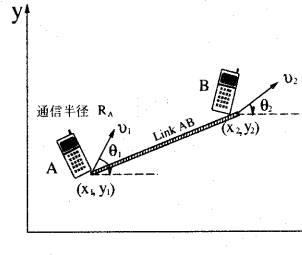


図3 位置と速度を用いてリンク寿命を測定

図3に示すように、上流ノードAの位置を (x_1, y_1) 、速度を (v_1, θ_1) として、下流ノードBの位置を (x_2, y_2) 、速度を (v_2, θ_2) とすれば、Aの通信半径を R_A とすると、電波の伝搬路が自由空間伝搬路（減衰定数2の時）であるときに、リンクABが切れるまでの時間は次のように計算できる。

$$t = \frac{-(ab + cd) + \sqrt{(a^2 + c^2)R_A^2 - (ad - bc)^2}}{a^2 + c^2} \quad (2)$$

ただし、

$$a = v_1 \cos \theta_1 - v_2 \cos \theta_2$$

$$b = x_1 - x_2$$

$$c = v_1 \sin \theta_1 - v_2 \sin \theta_2$$

$$d = y_1 - y_2$$

である。

2.4 提案プロトコルの記述

提案方式は次のように動作する。

● ハローパケットによるリンク状況の把握

第2.2.3項に説明した通り、ハローパケットを利用してリンクの状況を把握することができる。

ハローパケットを使用することは余計なオーバーヘッドが生じる欠点があるが、ハローパケットの交換により片方向リンクの下流ノードが片方向リンクを認識できると同時に、双方向で接続された2ホップ以内のノードへのルートを推測できるという利点がある。例えば、FはEから受信して、自分のIDがEのハローパケットに書いているため、リンクEFが双方向リンクであることが分かった。さらに、Eのハローパケットをのぞいてみると、自分以外にノードDも双方向リンクでEと接続していることが分かった。ゆえに、ノードFがDと通信するにはルートF-E-Dを利用することができると判断して、ルート情報をある期間の間保存する。このように、各ノードが2ホップ以内のノードへのルートを把握できるようになる。

通信要求が生じた際に、まず持っているルート情報を調べ、ルート情報を見つければ直ちに通信を行う。見つからなければ、ルート探索を行い、ルートを発見してから通信を行う。

● 双方向リンクの優先的使用

リンク状況を把握すると、できるだけ片方向リンクを避けることができる。つまりルート探索が必要となった際、一回目のルート探索は双方向リンクに限定して行う。その際、フラッディングは一回で終える。

● やむを得ない場合に片方向リンクを使用

しかし、図2に示すように片方向リンクでしか通信できない場合がある。そのため、一回目のルート探索が失敗した時、すべてのリンクを対象にして改良双方向フラッディングにより二回目のルート探索を行う。改良双方向フラッディングとは、上りルートを探るときは全ネットワークで行い、下りルートを探るときは、発信元Sと宛先Dの位置情報を利用して探索範囲を限定する双方向フラッディングである。提案方式では、下りルートの探索範囲をSDを直径とした円に限定する。

3. 計算機シミュレーション

3.1 諸 元

シミュレーションでは、ノードをランダムに100m×100m 正方形の平面領域に配置する。ノードの総数および移動ノードの割合をパラメータとする。シミュレーション中に電池切れまたは電源のオン・オフはないものとする。つまり、ノードの途中追加または消失はないものとする。全体の3割のノードは45mの通信半径を持ち、あと7割のノードは14mの通信半径を持つとする(自由空間伝搬モデルで10dBの送信電力差に対応)。全体のノードの一部は自由に移動でき、その速度を1m/sとする。通信要求の生起はノードごとに $\lambda = 0.1/\text{sec}$ のポアソン過程にしたがう。

簡単のため、自由空間の伝搬モデル(減衰定数 $\alpha = 2$)を採用する。送信電力はノードの通信半径で表す。あるノードが送信した電波がどこまで届くかはこのノードの通信半径によってのみ決まるとする。例えば、ノードAがRの通信範囲を持つなら、Aを中心とする半径R内のすべてのノードがAの電波を受信できる。したがって、リンクが存在するかどうかは二つのノード間の距離によって決められる。

また、本章の評価では、MAC層の衝突は考慮しない。チャネルが充分あるとして、ノードが充分の送受信機を持つとする。したがって、複数のチャネルで同時に送受信することができる。

3.2 評価方法

無線アドホックネットワーク用ルーティングの研究はオーバーヘッドを抑えると同時に、高い確率で安定なルートを提供し通信を成功させることを目的としている。そのため、ルーティングプロトコルの性能を評価するには、オーバーヘッド特性とデータの到達率特性が不可欠である。さらに、オンデマンド型ルーティングプロトコルにとって、通信開始遅延の特性も重要である。シミュレーションではオーバーヘッドとデータ到達率と通信開始遅延について評価を行う。

3.3 結 果

結果を図4～9に示す。

● ネットワーク規模に対する特性

図4～6では移動ノードの割合を0.3に固定したときのネットワーク規模(総ノード数)に対する特性を示す。図4ではデータ到達率の特性を示す。一番上の線は提案方式で、一番下の線は純粋なフラッディング方式である。安定リンクに基づいたルーティングの効果을明らかにするため、リンクの寿命を考慮しない提案方式の特性を点線で表す。図から分かるように、安定ルートの構築という点においては提案方式の効果が明らかである。一方、ノード数が増えると同時にデータ到達率は劣化する傾向がある。その原因は、ノード数が増えると、発信元と宛先の平均距離が大きくなり、ホップ数が増えることである。一つのリンクが切れる確率が一定であれば、ホップ数の増加によりルートの切れる可能性が大きくなると考えられる。

一方、ネットワーク規模の増大に伴い、オーバーヘッドが急峻に増加することが図5により分かる。下りルートの探索範囲を限定することにより、提案方式は単純なフラッディングと比べてある程度オーバーヘッドを抑えることができたものの、フラッディングをベースにしたオンデマンド型ルーティングの本質により、ノード数の増加に対してオーバーヘッドが急峻に増加する傾向は変えられなかった。

また通信開始遅延について、「提案方式」<「リンク寿命を考慮しないときの提案方式」<「フラッディング」であることが図6より分る。提案方式では、ハローパケットを利用して2ホップ以内のノードへのルートを推測できるため、その分のルート探索を省略でき、全体の通信開始遅延を抑えることができた。「リンク寿命を考慮しないときの提案方式」に比べて、「リンク寿命を考慮した提案方式」の方が、見通しのあるリンクだけをルート探索の対象にするため、一回目のルート探索で成功する確率が高く、二回

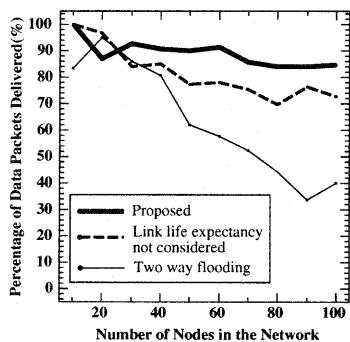


図 4 データ到達率 (移動ノード割合: 0.3)

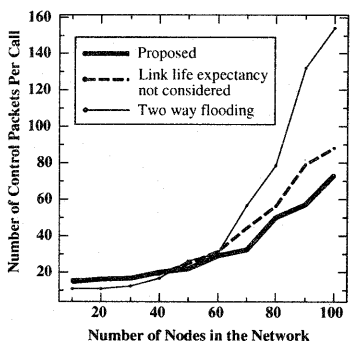


図 5 オーバーヘッド (移動ノード割合: 0.3)

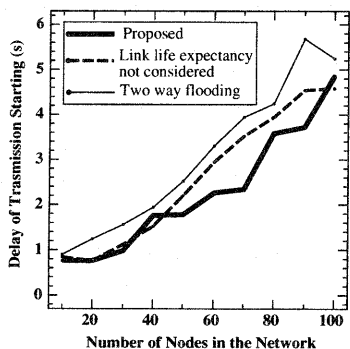


図 6 通信開始遅延 (移動ノード割合: 0.3)

目のルート探索を行う回数を減らすことができたと考えられる。

● ノード移動性に対する特性

ネットワーク上における移動ノードの割合が増えるほど、ネットワークポロジィの変化が激しく、ノード間のリンクが切れやすくなり、安定リンクに基づくルーティングがいっそう必要となる。ノードの総数を 100 に固定して、移動ノードの割合を変えたときの提案方式の振る舞いを図 7～9 に示す。便宜上、

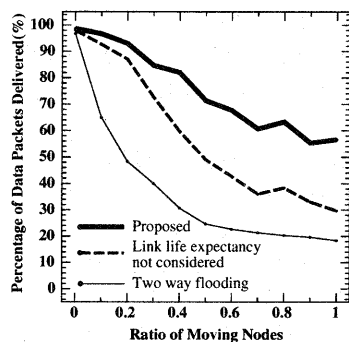


図 7 データ到達率 (ノード数: 100)

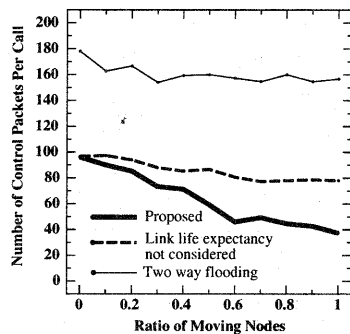


図 8 オーバーヘッド (ノード数: 100)

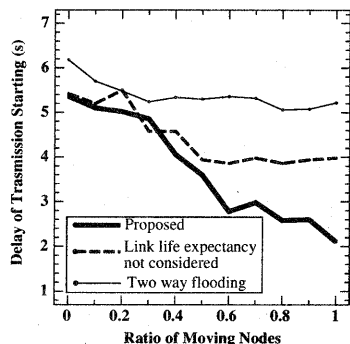


図 9 通信開始遅延 (ノード数: 100)

リンク寿命を考慮しない提案方式の特性もグラフに示す。

データパケットの到達率については、提案方式のほうが有利であることが図 7 により分かる。その原因は双方向リンクを優先的に使用することとリンク寿命を考慮したこととの二つ考えられる。提案方式では双方向リンクが存在する限り双方向リンクを優先的に使用しているのに対して、フラッディングでは、双方向リンクと片方向リンクを区別せず利用している。ノードが自由に移動できる際、片方向状態にあるリン

クは切れやすいリンクであると考えられる。したがって、リンク寿命を考慮しない場合の提案方式とフラッディングによる結果の差の原因は、双方向リンクを優先的に使用することにある。「リンク寿命を考慮するときの提案方式」と「リンク寿命を考慮しないときの提案方式」の差は安定リンクに基づいたルーティングの効果だと考えられる。また、移動ノードが増えると提案方式もフラッディングも特性劣化が見られる。式(1)から分かるように、発信元付近での通信所要時間の予測があまりで、リンク寿命が通信所要時間より短いリンクもルートに混入し、移動ノードの増加により通信中のルート切断が頻繁に起きたと考えられる。

図8より分かるように、オーバーヘッドを抑えるという点では、フラッディングと比べて提案方式のほうが明らかに有利である。移動ノードが増えるとき、リンク寿命を考慮しない場合と比較すると、リンク寿命を考慮した提案方式のほうが、いっそうオーバーヘッドを抑えることに成功している。その原因は、提案方式における下りルートの探索範囲の限定とルート探索パケットの流れる経路を切れにくそうなリンクに限定したことの二つが考えられる。切れやすそうなリンクから来たルート要求パケットを廃棄することにより、ルーティングの制御パケットは限られたルートに流れる。ゆえに、ルート探索のオーバーヘッドを軽減できる。

通信開始遅延については、「提案方式」<「リンク寿命を考慮しないときの提案方式」<「フラッディング」であることが図9から分かる。その原因は、図6と同一であると考えられる。

4. MAC層プロトコルの検討

本節では、MAC層プロトコルの実装例を通じて、MAC層プロトコルがルーティングプロトコルの性能に与える影響について検討を行う。具体的には、データの到達率とノードの正規化通信半径およびノード数との関係を調べる。

4.1 MAC層の記述

データパケット伝送の成功確率を高めるために、データチャネルの他にもう一つの制御信号専用のチャネルを設ける。データ以外のパケットはすべて制御チャネルで伝送される。MAC層においては衝突と隠れ端末を防ぐため、RTS-CTS-DATAの手順でデータを伝送する。まずアイドル状態にあるリンクの上流ノードがキャリアセンスして、制御チャネルが空きであれば、下流ノードにRTS (Request To Send) を

送信する。RTSを正しく受け取った下流ノードはチャネルが空きであれば、CTS (Clear To Send) を返送する。そしてCTSを受信した上流ノードがデータパケットの伝送を開始する。RTSあるいはCTSを受け取った他のノードはある時間だけ送信しないようにする。このように、上流と下流ノードの間でRTSとCTSを交換することによりある程度隠れ端末問題を防ぐことができる[10]。

一方、ルート探索の際のルート要求パケットやルートリプライパケットは、受信者が特定できないため、RTSとCTSの交換は可能ではない。その際、ノードはCSMA(Carrier Sense Multiple Access)だけを行い、チャネルが空きであれば、ブロードキャストにより送信する。なお、ここでのCSMA方式は1-persistent CSMAである。つまり、キャリアセンスの結果が使用中であれば、空きになるまでキャリアセンスし続ける。チャネルが空きになると、直ちに送信を開始する。

4.2 シミュレーションモデル

2~10個のノードをそれぞれシミュレーション領域に配置して、データの到達率とノードの正規化通信半径およびネットワーク上におけるノード数との関係を調べる。MAC層におけるチャネル利用不能またはパケットの衝突により生じた通信失敗を計るため、ここではノードの移動性を考えない。またノード通信半径と衝突による通信失敗との間の関連性を観測するために、すべてのノードは同一の正規化通信半径を持つとする。正規化ノード通信半径とは、ノードの通信可能半径対ノードあたりの占有面積と等しい面積を有する円の半径の比で定義される。また、伝搬モデルは自由空間と仮定する。

4.3 結果および考察

MAC層プロトコルを実装した時のデータ到達率とノード数および正規化ノード通信半径との関連性を図10と図11に示す。図10と図11は、それぞれ通信要求の到着確率 λ を0.1に固定したときのフラッディングと提案方式の特性である。上から下へそれぞれ正規化ノード通信半径が1, 1.5, 2, 3, 4のときの振る舞いである。図から分かるように、正規化ノード通信半径が大きければ大きいほど両方ともデータパケットの到達率が低くなる。特定のノードと干渉元のノードが同時に送信電力をあげると所望信号対干渉信号の電力比は変わらない。しかし、最短ルートを見つけるルーティングプロトコルでは、ノードの通信半径が大きくなると、できるだけ遠くのノードにパケットを転送しようとする。そのとき、正しく受信可能な

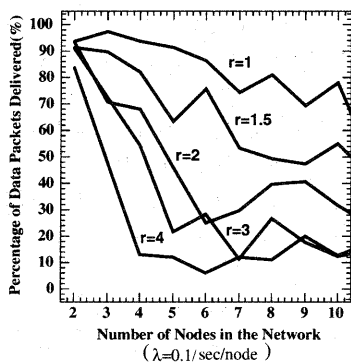


図 10 フラッディング方式のデータ到達率

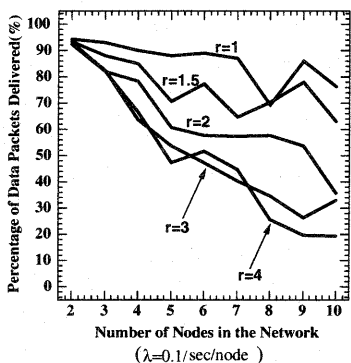


図 11 提案方式のデータ到達率

電力の下限に近い電力でデータパケットを受信しているノードが多い。よって、ノード密度が一定のとき、ノード通信半径が大きくなると一回の送信で影響されるノード数が増える。言い換えると、必要最小限の電力で受信しているノードに対して、干渉を受ける確率はノード通信半径の2乗に比例して増加する。よって、衝突を避けるためには、通信半径をできるだけ小さくする必要がある[11]。一方、ネットワークの接続性を保つためには、できるだけ通信半径を大きくする必要がある。特に、任意の二つのノードの間にルートを持たせるには、正規化ノード通信半径が3より大きいことが求められる[12]。したがって、いかに衝突を抑えてネットワーク接続性を保つように適切な通信半径を設定するかは重要な課題となる。

図から分かるように、正規化ノード通信半径が大きくなるにつれ、またノード数が増えるにともなって、フラッディングも提案方式も特性が劣化する傾向にあるが、両者の相対的な優劣関係は第3章での結論と変わらない。

5. まとめ

本研究では、アドホックネットワーク用適応型ルーティングプロトコルを提案した。そして、オーバーヘッドの軽減、データ到達率の向上、及び通信開始遅延の短縮について提案方式の有効性を確認した。しかし、ネットワーク規模の増大に伴うオーバーヘッドの増加および移動ノードの増加に伴うデータ到達率の劣化傾向は変えられなかった。また、ルーティングプロトコルに対するMAC層プロトコルの影響について基礎検討を行った。その結果、ノード通信半径とノード数はプロトコルの特性に対して大きい影響をもたらすことが分かった。今後の課題として、ルーティングアルゴリズムとMAC層プロトコルの設計の両面からネットワーク拡張性を高めることが挙げられる。

文 献

- [1] E. M. Royer and C-K. Toh: A Review of Current Routing Protocols for Ad Hoc Mobile Wireless Networks, *IEEE Personal Communications*, Vol. 6, No.2, pp. 46-55 (1999).
- [2] Y. B. Ko and N. H. Vadya: Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. ACM/IEEE the 4th Annual Intl. Conference on Mobile Computing and Networking (MOBICOM'98)* (1998).
- [3] R. Prakash: Unidirectional Links Prove Costly in Wireless Ad Hoc Networks, <http://www.cs.pitt.edu/~kirk/cs3550/p15-prakash.pdf>.
- [4] 中川 智尋, 森川 博之, 青山 友紀: 高密度ネットワークにおける適応型アドホックルーティング, 信学技報, IN99-123, pp. 55-60 (2000).
- [5] W. Li, H. Murata, S. Hirose and S. Yoshida: Mobile Ad-hoc Network Routing Protocol Using Velocity Information, *Proc. SITA'99*, pp. 893-896 (1999).
- [6] W. Su, S. J. Lee, and M. Gerla: Mobility Prediction and Routing in Ad Hoc Wireless Networks, *International Journal of Network Management*, Wiley & Sons (2000).
- [7] 姜 惠娟, 品田 衛, 吉田 進: 位置情報を利用した無線アドホックネットワーク用ルーティングに関する一検討, 平成12年電気関係学会関西支部連合大会講演論文集, G12-8, (2000).
- [8] M. Mauve, J. Widmer and H. Hartenstein: A Survey on Position-Based Routing in Mobile Ad Hoc Networks, *IEEE Networks* (Nov. 2001).
- [9] 品田 衛: 無線アドホックネットワーク用オブジェクト指向適応ルーティング, 修士論文, 京都大学 (2001).
- [10] V. Bharghavan, A. Demers, S. Shenker and L. Zhang: MACAW: A Media Access Protocol for Wireless LANs, *Proc. SIGCOMM '94* (1994).
- [11] D. Bertsekas and R. Gallager: データネットワーク (Data Network), オーム社 (1990).
- [12] 水谷 直樹, 上杉 志朗, 篠原 健, 真田 英彦: マイクロデシックネットワークの特性分析 — 自律分散型無線ネットワークの実現性について —, 信学技報, IN99-103, pp. 15-20 (2000).