

無線アドホックネットワークにおける配送遅延短縮のための動的経路変更手法

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科
島田 弥奈 楢垣 博章
E-mail: {mina, hig}@higlab.net

モバイルアドホックネットワークでは、コンピュータの移動やバッテリー切れ等によって、ネットワークポロジが変化する。このような状況下で無線マルチホップ配送を実現するための様々なルーティングプロトコルが提案されている。ここでは、経路探索手順によって検出されたマルチホップ配送経路に含まれるすべての移動コンピュータが順にすべてのデータメッセージを転送することによって、エンドエンドの配送が実現されている。本論文では、各無線転送ホップにおいて、次ホップ移動コンピュータに近い移動コンピュータが前ホップ移動コンピュータに代わってデータメッセージの再送信を行なう機構を導入することにより、マルチホップ配送経路を動的に変更し、より信頼性の高い無線マルチホップ配送を実現する手法を提案し、そのためのルーティングプロトコルとデータ配送プロトコルを設計する。

Dynamic Modification of Multihop Transmission Route for Reduction of Transmission Delay in Wireless Ad-Hoc Networks

Mina Shimada and Hiroaki Higaki
Department of Computers and Systems Engineering
Tokyo Denki University
E-mail: {mina, hig}@higlab.net

In a mobile ad-hoc network, network topology changes dynamically due to mobility of computers, battery consumption and failure of mobile computers. Until now, many ad-hoc routing protocol tolerating such changes of network topology have been proposed. Here, all data messages are forwarded by all mobile computers included in a message transmission route detected by an ad-hoc routing protocol. No intermediate mobile computers are added and removed other than in route repair and switching. This paper proposes a dynamic modification of a message transmission route for achieving higher reliable end-to-end data message transmission in an ad-hoc network. Here, data messages are retransmitted not by a previous hop mobile computer but by another mobile computer which receives them correctly and is the nearest to a next hop mobile computer. This paper shows a routing protocol and a data message transmission protocol for the dynamic route modification according to the surrogate of retransmission.

1 背景と目的

コンピュータ技術とネットワーク技術の発達により、移動コンピュータを構成要素を含むモバイルネットワークの普及が進んでいる。ここで、携帯性の高いノート型PCやPDA、あるいは小型軽量化を特に必要とするセンサノード等では、搭載可能なバッテリー容量が大きくないことから、無線送信電力を無制限に大きくすることはできない。限られた無線送信電力を用いる移動コンピュータ群によって構成されるモバイルネットワークにおいて、高いコネクティビティを得るために、送信元移動コンピュータから送信先移動コンピュータまで配送さ

れる各パケットを中継移動コンピュータが順次転送する無線マルチホップ配送が用いられる。無線マルチホップ通信では、すべての移動コンピュータがメッセージの配送を行なうため、すべての移動コンピュータがルーティング機能を持つ必要がある。また、これらのコンピュータは移動することから、既存の有線ネットワークを対象としたルーティングプロトコルとは異なるルーティングプロトコルが必要とされる。このようなルーティングプロトコルとして、DSR [7]、AODV [12]、TORA [9]、DSDV [11]、OLSR [6]、FACE [4] 等、多数が提案されている。ここでは、送信元移動コンピュータ $M_s (= M_0)$ から送信先移動コンピュータ $M_d (= M_n)$ までのマルチホップ配送経路

は、中継移動コンピュータの列 $R = |M_0, \dots, M_n|$ として与えられる。送信元移動コンピュータ M_0 は、中継移動コンピュータ M_1 へデータメッセージを送信する。中継移動コンピュータ $M_i (0 < i < n)$ は移動コンピュータ M_{i-1} から受信したデータメッセージを移動コンピュータ M_{i+1} へ転送する。中継移動コンピュータ M_{n-1} が送信したデータメッセージを送信先移動コンピュータ M_n が受信することによって、マルチホップ配送が完了する。このように、従来の無線マルチホップ配送では、ルーティングプロトコルによって定められた経路に沿って、データメッセージの転送が行なわれる。各無線ホップの通信には、IEEE802.11 [1] や Bluetooth [2] 等の無線 LAN プロトコルが用いられる。ここでは、ホップバイホップの受信確認が行なわれる。しかし、中継移動コンピュータ間の無線信号チャネルの信頼性、すなわち無線信号に含まれるデータメッセージ受信の成功確率は、中継コンピュータの移動による距離の変化、他の無線マルチホップ通信による無線信号、周辺環境からのノイズによって時々刻々変化する。そのため、ルーティングプロトコルによって検出された経路に沿って配送することが一時的に困難となり、ホップごとの再送信回数が増加する可能性がある。このとき、中継移動コンピュータよりも次ホップ移動コンピュータに近い他の移動コンピュータがデータメッセージの再送信を代行することによって、より少ない回数の再送信でデータメッセージを転送することができる場合がある。このように、ルーティングプロトコルによって検出された経路に対して動的に中継移動コンピュータを追加することによって、マルチホップ配送経路の信頼性を高め、再送信回数の減少によって、データメッセージの配送遅延を縮小することが可能である。本論文では、各無線ホップにおいて、次ホップにより近い移動コンピュータが再送を代行することで、結果として無線通信チャネルの信頼性を向上し、再送信をも含めたエンドエンド配送遅延を縮小する動的経路修正データ配送プロトコルを提案し、これを実現するためのルーティングプロトコルを構成する。提案手法は、経路探索要求メッセージ $Rreq$ と経路探索応答メッセージ $Rrep$ を交換する任意のアドホックルーティングプロトコルに適用することができる。

2 従来手法

2.1 無線 LAN プロトコル

IEEE802.11 は、無線通信デバイスを備えたコンピュータ間の直接通信を対象としたプロトコルである。IEEE802.11 において、送信移動コンピュータ M_t が受信移動コンピュータ M_r にデータを送信する手順について述べる。 M_t はまず、DIFS インターバル (IEEE802.11b では $50\mu s$) の間、キャリアセンスを行なう。この間に、近隣移動コンピュータが通信を行わない場合、 M_t はさらにバックオフ時間経過する間キャリアセンスを行なう。なお、バックオフ時間の最大値 BFT は以下の式で表わされる。

$$BFT = (32 \cdot 2^n - 1) \times SLT \quad (1)$$

ただし、 n は再送信回数 ($0 \leq n \leq 5$)、 SLT はスロットタイム ($20\mu s$) である。この間も近隣移動コンピュータが通信を行わないならば、データの送信を開始する。

M_t がデータを送信すると、SIFS インターバル ($10\mu s$) 経過後、 M_r は、 M_t へ受信確認メッセージである Ack メッセージを送信する (図 1)。

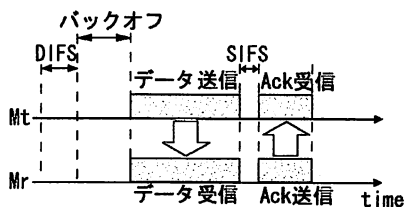


図 1: IEEE802.11 の受信確認

一方、 M_r がデータメッセージを正しく受信できなかったとき、 M_r は、 Ack メッセージの送信を行わない。 M_t は、データ送信から DIFS インターバルの間、 M_t からの Ack メッセージを待機する。DIFS インターバルが経過する前に M_r からの Ack メッセージを受信しなかったならば、 M_t は、再回数 n を 1 増加し、バックオフ時間を設定し、キャリアセンスを行なう。バックオフ時間の間、近隣移動コンピュータが通信を行わない場合、 M_t はデータメッセージの再送信を開始する (図 2)。

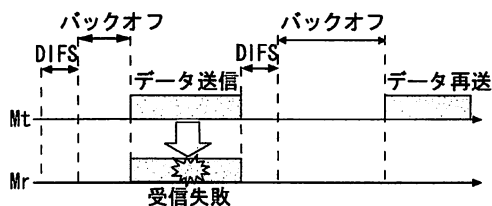


図 2: IEEE802.11 の再送信

2.2 アドホックルーティング

移動コンピュータ群によるマルチホップ配送を実現するためには、ルーティングプロトコルが必要である。本章に示すように、これまでに様々なルーティングプロトコルが提案されている [10]。一連のオンデマンド型アドホックルーティングプロトコルにおいては、経路探索要求制御メッセージ $Rreq$ を送信元コンピュータから送信先コンピュータに配送し、その配送経路をデータパケット群の配送に用いるという方法がとられている。 $Rreq$ メッセージを送信先コンピュータに到達させる方法には、フラッディングを用いる方法と中継移動コンピュータの座標を用いる方法がある。フラッディングを用いるプロトコルには、DSR、AODV、TORA、LBSR [13] など多数のアドホックルーティングプロトコルがある。ここでは、送信元移動コンピュータが $Rreq$ メッセージを自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストし、各移動コンピュータが最初に受信した $Rreq$ メッセージを自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストすることによって、送信元移動コンピュータから無線マルチホップ配送で到達可能なすべての移動コンピュータに $Rreq$ メッセージを到達させる。

一方、 $Rreq$ メッセージの配送に移動コンピュータの座標を用い、フラディングを用いないプロトコルとして GEDIR [3]、COMPASS [14]、FACE [4]、GFG [5]、GPSR [8] などが提案されている。ここでは、各移動コンピュータは自身の座標を GPS 等の位置情報取得デバイスを用いて獲得し、獲得した自身の座標を周期的に自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストする。これによって、各移動コンピュータは、すべての隣接移動コンピュータの座標を獲得することができる。また、送信元移動コンピュータは送信先移動コンピュータの座標を取得しているものとする。これらのプロトコルでは、 $Rreq$ メッセージの配送は、 $Rreq$ メッセージのブロードキャストではなく、単一の次ホップ移動コンピュータへのユニキャスト転送によって実現される。各移動コンピュータで行なわれる次ホップ移動コンピュータの決定には、ネットワークを構成するすべての移動コンピュータの座標を必要としない。送信元移動コンピュータおよび転送された $Rreq$ メッセージを受信した移動コンピュータは、自身の座標、隣接移動コンピュータの座標、送信元移動コンピュータの座標、送信先移動コンピュータの座標を用い、各プロトコルの定める方法で次ホップ移動コンピュータを決定し、 $Rreq$ メッセージを転送する。

これらのルーティングプロトコルを用いて検出された経路は中継移動コンピュータの列であり、データメッセージをこれらの中継移動コンピュータによる転送によって配送する。これまでに提案されているデータ配送プロトコルでは、すべてのデータメッセージが検出経路に含まれるすべての中継移動コンピュータによって、検出時の順番に転送されることとしている。中継移動コンピュータが追加、削除されるのは、コンピュータの移動やバッテリー切れ、故障などによるネットワークポロジの変化に対応するための経路修復や経路切替がなされた場合のみであり、データメッセージ転送の成否によって動的に中継移動コンピュータが追加、削除されることはない。

3 再送信代行

2.1 節で述べたように、無線 LAN プロトコルでは、送信移動コンピュータが送信した無線信号に含まれるデータメッセージを受信移動コンピュータが正しく受信できた場合には、受信コンピュータが送信コンピュータに対して受信確認メッセージ (Ack) を送信する。したがって、無線 LAN プロトコルを用いた無線マルチホップ通信においては、各ホップにおいて受信確認メッセージが交換されることから、ホップバイホップの受信確認を行なうこととなる。もし、受信コンピュータが正しくメッセージを受信できない場合には、受信確認メッセージの交換が行なわれない。データメッセージ送信後の一定時間内に受信確認メッセージの交換がなされない場合には、送信移動コンピュータは、そのメッセージを再送信する。

無線信号の受信強度は、以下のように、送信移動コンピュータからの距離の h ($h = 2 \sim 4$) 乗に反比例する。

$$P_r = P_t \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^h g_t g_r \quad (2)$$

ここで、 P_t は送信電力、 P_r は受信電力、 λ は波長、 d は

移動コンピュータ間の距離、 g_t と g_r はそれぞれ送信ゲインと受信ゲイン (定数) である。受信移動コンピュータの周囲には、様々な電磁波ノイズが存在し、無線信号の受信を妨げる。また、送信移動コンピュータ以外の移動コンピュータが送信した無線信号も受信移動コンピュータにとってはノイズとなる。このような環境のもとで、受信移動コンピュータが正しくメッセージを受信することができる確率 P_s は、ノイズの信号強度 P_n のもとでの S/N 比によって定まり、 S/N 比に対して単調減少する。

$$P_s = f(P_n/P_r) = f(P_n/P_t \left(\frac{\lambda}{4\pi d} \right)^h g_t g_r) \quad (3)$$

したがって、 P_s は d に対して単調増加する。図 3 に示すように、移動コンピュータ M_i から送信された無線信号は、次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} に加え、 M_i の無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータが受信可能である。もし、 M_{i+1} がこの無線信号に含まれるメッセージを正しく受信できない場合、従来の無線 LAN プロトコルにおいては、タイムアウト後に M_i が同一の無線信号を再送信する。しかし、 M_i よりも M_{i+1} に近い移動コンピュータ M' がこの無線信号に含まれるメッセージを正しく受信している場合には、 M_i が再送信するよりも M' が再送信することによって、 M_{i+1} がこのメッセージを正しく受信する確率を高めることができる。

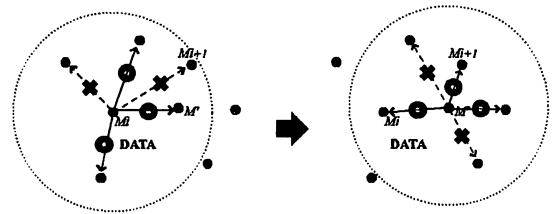


図 3: 再送信の代行

この手法を実現するためには、 M_i の無線信号到達範囲にある移動コンピュータ M が M_i よりも M_{i+1} に近いかなかを判断できなければならない。さらに、 M_i から送信された無線信号に含まれるメッセージを正しく受信できた移動コンピュータが複数存在する場合、 M_{i+1} に最も近い移動コンピュータがこのメッセージを含む無線信号を再送信することによって、 M_{i+1} がこのメッセージを正しく受信する確率を最も高めることができる。そのため、このメッセージを正しく受信した M_{i+1} に最も近い移動コンピュータを決定する手法を導入することが必要である。

各移動コンピュータ M が GPS 等の位置取得デバイスを備えている場合には、 M_i と M_{i+1} の位置情報を M に通知することによって、 M は $|M_i M|$ と $|M M_{i+1}|$ を計算することができる。これを実現するためには、経路探索要求メッセージ $Rreq$ か探索経路応答メッセージ $Rrep$ に送信移動コンピュータの位置情報をピギーバックすればよい。 M は、 M_i と M_{i+1} の無線信号到達範囲にあることから、これらの位置情報を取得することが可能である。GEDIR [3]、COMPASS [14]、FACE [4]、GFG [5]、GPSR [8] などといった位置情報を用いたルーティングプロトコルが適用できる環境では、この方法を用いるこ

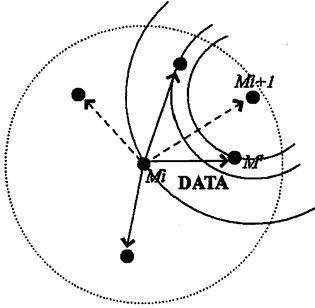


図 4: 待機時間の決定

とができる。一方、各移動コンピュータ M には自身の位置情報を取得するデバイスが搭載されていない場合には、 $Rreq$ か $Rrep$ を含む無線信号の受信強度から (2) 式を用いて $|M_i M|$ と $|M M_{i+1}|$ を推定することとなる。ルーティングプロトコルとして、DSR、AODV、TORA 等の $Rreq$ メッセージのフラッディングを用いる環境では、一般に移動コンピュータに位置取得デバイスが搭載されていないため、この方法を用いることとなる。

各移動コンピュータ M が M_{i+1} との距離を得ているという前提のもとで、 M_i からのデータメッセージを含む無線信号が送信された場合、 M が M_i に代わってこの無線信号の再送信を行なうのは、以下の条件を満足する場合である。

[再送信条件]

- (1) M が無線信号に含まれるメッセージを正しく受信している。
- (2) M_{i+1} が無線信号に含まれるメッセージを正しく受信していない。
- (3) M が (1) を満たす移動コンピュータのなかで最も M_{i+1} に近い。□

(2) は、 M_{i+1} が受信確認応答メッセージ (Ack) を送信しないことによって確認することができる。つまり、 M_{i+1} がデータメッセージを正しく受信しているのであれば、SIFS インターバルの経過後に M_{i+1} が Ack メッセージを含む無線信号を送信することから、この無線信号が送信されない (M がこの無線信号を受信しない) ことによって、(2) を満足することが確認できる。(3) を確認するために、各移動コンピュータ M は、以下に定める待ち時間を設定する。

$$W_M = |M M_{i+1}| / d_{max} \times (DIFS - SIFS) \quad (4)$$

ただし、無線信号到達範囲が半径 d_{max} の円であるとす。データメッセージを正しく受信した移動コンピュータ M は、SIFS インターバル経過後 W_M だけ待機する。この待機期間中に M_{i+1} を含むいずれかの移動コンピュータが Ack メッセージを送信した場合には、 M はこのデータメッセージを含む無線信号を再送信する必要がない。なぜならば、この無線信号を送信した移動コンピュータは M よりもタイムアウトが小さく、 M_{i+1} により近いからである。もし、待機期間中に M_{i+1} を含むいずれの移動コンピュータが送信した Ack メッセージを含む無線

信号をも受信しなかった場合には、 M はただちに Ack メッセージを含む無線信号を M_i に送信する。 M_i を含む M の無線信号到達範囲にある移動コンピュータは、 M がこのデータメッセージを正しく受信した M_{i+1} に最も近い移動コンピュータであり、 M が M_{i+1} への再送信を M_i に代わって行なうことから、自身が再送信する必要がないことを知ることができる。

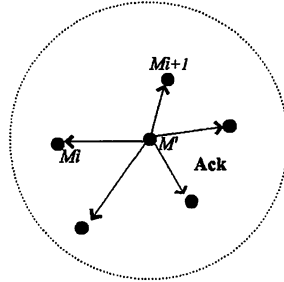


図 5: Ack の代行送信 (再送代行の通知)

上記の手法を用いた場合、待機時間が経過した移動コンピュータ M が送信した Ack メッセージが M の無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータに受信されない場合、複数の移動コンピュータがデータメッセージを含む無線信号を再送信することがある。この場合、CSMA/CA により待ち時間が最小の移動コンピュータが再送信を代行することになり、必ずしも M_{i+1} に最も近いコンピュータが再送信を代行することにならない。しかし、いずれの移動コンピュータが再送信を代行した場合でも、 $|M M_{i+1}| < |M_i M_{i+1}|$ なる移動コンピュータによる再送信代行であることは保証されていることから、 M_i が再送信を行なう場合に比べて高い確率で正しくメッセージを M_{i+1} が受信することができる。また、 Ack メッセージが正しく受信されないことによって複数の移動コンピュータが再送信を代行した場合、他の移動コンピュータが再送信した無線信号とこれに対する M_{i+1} からの Ack メッセージを含む無線信号を受信することができる。これらを受信することによって、再送信代行をスケジュールしている移動コンピュータが再送信の代行を中止することが可能である。

一方、移動コンピュータの配置によっては、 M_i の無線信号到達範囲にある他の移動コンピュータが送信した Ack メッセージを含む無線信号を受信できない場合がある。図 6 の場合、移動コンピュータ M'_0 と M'_1 は、いずれも M_i と M_{i+1} の無線信号到達範囲にあるが、互いの無線信号到達範囲にはない。この場合、 M_i から送信されたデータメッセージを正しく受信し、 M_{i+1} および他の移動コンピュータから Ack メッセージを含む信号が送信されなかった場合、それぞれが待機時間経過後に Ack メッセージを送信してしまう。この Ack メッセージの受信によって、 M_i およびそれぞれの無線信号到達範囲にある移動コンピュータはデータメッセージを含む無線信号の再送信が不要であることを知ることができるが、 M'_0 と M'_1 は互いの送信した Ack メッセージを受信することができないために、再送信の代行をスケジュールしてしまう。さらに、互いが送信したデータメッセー

ジを含む無線信号を受信することもできない。しかし、 M_p' と M_q' はいずれも M_{i+1} の無線信号到達範囲に含まれていることから、これらが送信したデータメッセージを含む信号が M_{i+1} で衝突する可能性があるものの、いずれかが送信したデータメッセージが正しく受信された場合には、Ack メッセージを受信することによって、再送信の代行を中止することが可能である。

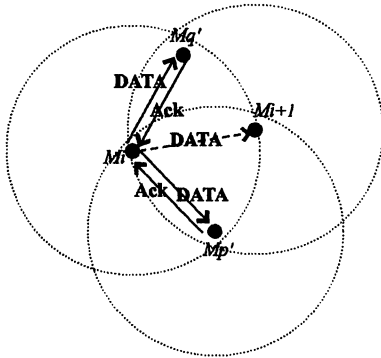


図 6: 再送信の多重代行

なお、 M_i から M_{i+1} へのデータメッセージ転送の再送信を M が代行するとき、マルチホップ配送経路 R 上の移動コンピュータ $M_j (i+1 < j < n)$ が M の無線信号到達範囲にあることがある。この場合、 M は M_j を次ホップ移動コンピュータとしてデータメッセージを転送する。この転送が成功したならば、移動コンピュータ $M_k (i+1 \leq k < j)$ は動的に R から除かれたこととなる。

4 マルチホップ配送プロトコル

4.1 ルーティングプロトコル

前章で提案した再送信代行を実現するためには、ルーティングプロトコルによって検出されたマルチホップ配送経路 $R = \{M_0, \dots, M_n\}$ に含まれる送信先移動コンピュータ M_n を除くいずれかの移動コンピュータに隣接する移動コンピュータが、 R に含まれる隣接移動コンピュータとの距離を得る必要がある。距離の取得には、GPS 等の位置情報取得デバイスを用いる方法と受信電波強度を用いる方法とが考えられるが、いずれにおいても、経路に含まれる移動コンピュータの隣接移動コンピュータのみが距離の情報を必要とすることから、経路探索応答メッセージ $Rrep$ に必要な情報をピギーバックすることによって、距離の取得を実現する。以下では、AODV を拡張することによって、提案手法を実現する。

[拡張 AODV プロトコル]

- 1) 送信元移動コンピュータ M_s は、経路探索要求メッセージ $Rreq$ を無線信号到達範囲にある移動コンピュータに最大送信電力を用いてブロードキャスト送信する。
- 2) 隣接移動コンピュータ M_p から最初の $Rreq$ メッセージを受信した移動コンピュータ M_q は、 M_p を上流

移動コンピュータとして登録し、 $Rreq$ メッセージを無線信号到達範囲にある移動コンピュータに最大送信電力を用いてブロードキャスト送信する。 M_q は、以降に他の隣接移動コンピュータから受信した $Rreq$ メッセージを破棄する。

- 3) 隣接移動コンピュータ M_p から最初の $Rreq$ メッセージを受信した送信先移動コンピュータ M_d は、経路探索応答メッセージ $Rrep$ を M_p に最大送信電力を用いてユニキャスト送信する。
- 4) 隣接移動コンピュータ M_r から $Rrep$ メッセージを受信した移動コンピュータ M_q は、送信先移動コンピュータ M_d に対する次ホップ移動コンピュータを M_r とし、受信強度から計算される距離 $|M_q M_r|$ を含む 3 項組 $\langle M_d, M_r, |M_q M_r| \rangle$ をルーティングテーブルに登録し、 $Rrep$ メッセージを上流移動コンピュータ M_p に最大送信電力でユニキャスト送信する。
- 5) 隣接移動コンピュータ M_r から $Rrep$ メッセージを受信した送信元移動コンピュータ M_s は、送信先移動コンピュータ M_d に対する次ホップ移動コンピュータを M_r とし、受信強度から計算される距離 $|M_s M_r|$ を含む 3 項組 $\langle M_d, M_r, |M_s M_r| \rangle$ をルーティングテーブルに登録する。
- 6) 隣接移動コンピュータ M_r がその上流移動コンピュータ M_p にユニキャスト送信した経路探索応答メッセージ $Rrep$ を受信した移動コンピュータ M_q は、送信先移動コンピュータ M_d に対する次ホップ移動コンピュータを M_r とし、受信強度から計算される距離 $|M_q M_r|$ を含む 3 項組 $\langle M_d, M_r, |M_q M_r| \rangle$ をルーティングテーブルに登録する。□

本プロトコルを用いて送信元移動コンピュータ M_s から送信先移動コンピュータ M_d までの経路探索を行なった結果、 M_d を送信先とするデータメッセージ配送の次ホップ設定は、図 7 のようになる。ここでは、検出されたマルチホップ配送経路に隣接するすべての移動コンピュータが、自身の無線信号到達範囲に含まれる最も送信先移動コンピュータに近い中継移動コンピュータを M_d を送信先とするデータメッセージ配送の次ホップ移動コンピュータとしてルーティングテーブルに登録する。

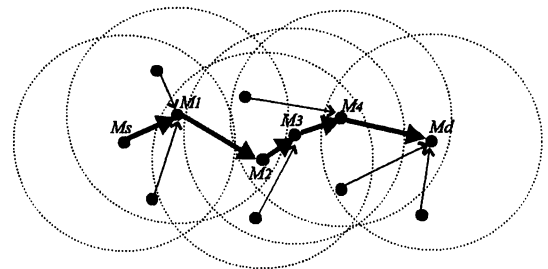


図 7: 次ホップ移動コンピュータの設定

4.2 データ配送プロトコル

4.1 節で述べたルーティングプロトコルによって構成されたルーティングテーブルを用いて、3 章で述べた代行再送信機構を実現する動的経路修正データ配送プロトコルを以下に示す。

【動的経路修正データ配送プロトコル】

- 1) 送信元移動コンピュータ M_s は、データメッセージを次ホップ移動コンピュータ M_1 にユニキャスト送信する。メッセージのヘッダには、 $|M_s M_1|$ を格納するフィールドが含まれる。
- 2) データメッセージを受信した中継移動コンピュータ M_i は、SIFS インターバル経過後、受信確認メッセージ Ack を M_{i-1} にユニキャスト送信する。さらに M_i は、次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} に受信したデータメッセージをユニキャスト送信する。メッセージのヘッダには、 $|M_i M_{i+1}|$ を格納するフィールドが含まれる。
- 3) 移動コンピュータ M_{i-1} の無線信号到達範囲に含まれる移動コンピュータ M は、 M_{i-1} から送信されたデータメッセージを受信したならば、ルーティングテーブルに含まれる3項組 $\langle M_d, M_i, |M M_i| \rangle$ を検索する。この3項組がルーティングテーブルに含まれないならば、SIFS インターバル経過後、データメッセージを破棄する。また、データメッセージに含まれる $|M_{i-1} M_i|$ と検索された3項組について、 $|M M_i| \geq |M_{i-1} M_i|$ であるならば、データメッセージを破棄する。一方、 $|M M_i| < |M_{i-1} M_i|$ であるならば、SIFS インターバル経過後、タイムアウトを $|M M_i| / d_{max} \times (DIFS - SIFS)$ としたタイム T を設定し、以下の処理を行なう。
 - 3-1) T がタイムアウトする前に隣接移動コンピュータのいずれかが送信した Ack メッセージを受信したならば、データメッセージを破棄するとともに T をリセットする。
 - 3-2) Ack メッセージを受信しないまま T がタイムアウトしたならば、 M は Ack メッセージを M_i にユニキャスト送信する。さらに M は、ルーティングテーブルに含まれる3項組 $\langle M_d, M_k, |M M_k| \rangle$ のうち、 $|M M_k|$ が最大となる M_k を次ホップとしてデータメッセージを転送する。
- 4) データメッセージを送信したマルチホップ配送経路に含まれる移動コンピュータ M_i またはマルチホップ配送経路に含まれない M は、DIFS インターバルが経過する前にいずれかの移動コンピュータから Ack メッセージを受信したならば、データメッセージの転送を終了する。 Ack メッセージを受信しないまま DIFS インターバルが経過したならば、データメッセージを再送信する。
- 5) データメッセージを受信した送信先移動コンピュータ M_d は、SIFS インターバル経過後、受信確認メッセージ Ack を M_{n-1} にユニキャスト送信する。□

5 まとめと今後の課題

本論文では、アドホックネットワークにおいて、経路に含まれない移動コンピュータが無線信号の再送信を行う手法を導入することにより、ルーティングプロトコルによって検出された無線マルチホップ配送経路に動的に中継移動コンピュータの追加、削除を行い、信頼性の高いデータメッセージ配送を実現し、エンドエンド伝達遅延を縮小する手法を提案した。ここでは、各無線通信ホップにおいて、 Ack メッセージ送信待ち時間を次ホッ

プ移動コンピュータとの距離に比例して設定し、経路上にない移動コンピュータがデータメッセージの再送信を代行することで、動的に経路に加わる。これを実現するためのルーティングプロトコルとデータ配送プロトコルを設計した。今後は、シミュレーション実験により、エンドエンド配送遅延の縮小効果を評価する。

参考文献

- [1] "Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications," Standard IEEE 802.11 (1997).
- [2] "Wireless MAC and PHY Specifications for Wireless Personal Area Networks," Standard IEEE 802.15.1 (2002).
- [3] Basagni, S., Chlamtac, I., Syrotiuk, V.R. and Woodward, B.A., "A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility," Proceedings of the International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 76-84 (1998).
- [4] Bose, P., Morin, P., Stojmenovic, I. and Urrutia, J., "Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks," Proceedings of the 3rd ACM International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications, pp. 48-55 (1999).
- [5] Datta, S., Stojmenovic, I. and Wu, J., "Internal Node and Shortcut Based Routing with Guaranteed Delivery in Wireless Networks," Proceedings of the IEEE International Conference on Distributed Computing and Systems, pp. 461-466 (2001).
- [6] Jacquet, P., Muhlethaler, P., Clausen, T., Laouiti, A., Qayyum, A. and Viennot, L., "Optimized Link State Routing Protocol for Ad Hoc Networks," Proceedings of IEEE International Publication, pp. 62-68 (2001).
- [7] Johnson, D.B., Maltz, D.A., Hu, Y.C., and Jetcheva, J.G., "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks," Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-04.txt (2000).
- [8] Karp, B. and Kung, H.T., "GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless," Proceedings of the 6th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 243-254 (2000).
- [9] Park, V. and Corson, S., "Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1 Functional Specification," Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt (2001).
- [10] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-Wesley (2000).
- [11] Perkins, C.E. and Bhagwat, P., "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," Proceedings. of ACM SIGCOMM'94, pp. 234-244 (1994).
- [12] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing," Proceedings of IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 99-100 (1999).
- [13] Sagawa, Y., Asano, T. and Higaki, H., "Loop-Based Source Routing Protocol for Mobile Ad-hoc Networks," Proceedings of the International Conference on Communications and Computer Networks, pp. 19-23 (2002).
- [14] Urrutia, J., "Two Problems on Discrete and Computational Geometry," Proceedings of the Japan Conference on Discrete and Computational Geometry, pp. 42-52 (1999).