NB-GEDIR：位置情報収集オーバヘッドを削除したGEDIRとその性能評価

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科
渡邊 未佳 桧垣 博章
E-mail: {mika, hig}@higlab.net

移動コンピュータ間の無線マルチホップ配送を用いるアドホックネットワークやセンサネットワークにおいて、通信オーバヘッドの小さなルーティングプロトコルの設計は重要な問題である。ここでは、送信元移動コンピュータが送信した経路探索要求制御メッセージ (*Rreq*) を送信先移動コンピュータに到達させる手法がルーティングプロトコルの性質、性能に大きな影響を与える。Greedy ルーティングプロトコルは、フラッディングを用いない非保障型経路検出プロトコルである。*Rreq* メッセージを受信した移動コンピュータは、自身と隣接移動コンピュータの座標のみから次ホップ移動コンピュータを決定することができる。しかし、このプロトコルでは、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータの最新の座標を保持していることが前提とされており、これを獲得するための通信オーバヘッドが通信要求の有無に関わらず必要とされる。本論文では、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータの座標を獲得することなく、次ホップ移動コンピュータを決定する NB-Greedy プロトコルを提案する。また、これを GEDIR プロトコルに適用した NB-GEDIR プロトコルを設計する。シミュレーション実験の結果、平均 85.4%の制御メッセージを削減することが示された。

NB-GEDIR : No Beacon GEDIR Ad-Hoc Routing Protocol and its Perfomance Evaluation

Mika Watanabe and Hiroaki Higaki
Department of Computers and Systems Engineering
Tokyo Denki University
E-mail: {mika, hig}@higlab.net

For development of ad-hoc networks and sensor networks where wireless multihop message transmission among multiple mobile computers is applied, design and implementation of routing protocols with lower communication overhead are critical. Here, characteristics and performance of a routing protocol primarily depend on the method for transmission of *Rreq* to a destination mobile computer. Many ad-hoc routing protocols apply flooding of an *Rreq* message. Greedy routing protocol transmits an *Rreq* message without flooding. Each mobile computer receiving an *Rreq* message determines its next hop mobile computer only by location of neighbor mobile computers. Here, it is required for each mobile computer to exchange its location repeatedly since up-to-date location of all neighbor mobile computers is used for determination of a next hop mobile computer. This paper proposes a novel ad-hoc routing protocol NB-Greedy (No Beacon Greedy) routing protocol which determines a next hop mobile computer without location of neighbor mobile computers. Simulation experiments show that NB-GEDIR which is an extension of GEDIR which is one of Greedy routing protocol requires 88.6% less control messages than GEDIR.

1 背景と目的

近年、無線通信デバイスを装備した移動コンピュータが広く用いられるようになり、モバイルネットワーク構築への要求が高まっている。IEEE802.11、Bluetooth、HIPERLAN といった無線 LAN プロトコルが移動コンピュータと無線基地局との直接通信に利用され、無線 LAN の普及が進んでいる。センサノードのような限られた電源容量で動作する移動コンピュータからなる無線 LAN 通信においては、高い接続性を維持するために、送信元移動コンピュータの無線信号到達範囲内に送信先移動コンピュータが含まれていない場合、他の移動コンピュータが中継移動コンピュータとなる無線マルチホップ通信が必要である。これは、アドホックネットワーク、メッシュネットワーク、センサネットワークにおいて必要とされる技術である [9]。このとき、消費電力を削減するために、必要とする制御メッセージの少ないルーティングプロトコルが求められる。次章に示すように、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 [6]。一連のオンデマンド型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。後者の方法を実現するプロトコルとして GEDIR プロトコル [1] や COMPASS プロトコル [8] が提案されている。これらのプロトコルは、*Rreq* メッセージをコピーしないため経路探索に要する制御メッセージが少ないこ

と、送信元コンピュータから送信先コンピュータまでの経路が検出されるとき、その経路のホップ数はDSR [3] や AODV [7] といったフラッディングを用いたルーティングプロトコルが検出する経路と同様に最小ホップ数の経路とほぼ等しいこと、中継移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータを決定する際にネットワーク内のすべての移動コンピュータの座標は必要としないこと、という3つの点で優れたプロトコルである。ただし、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の経路が存在するにも関わらず、その経路が検出できずにデットエンドとなる場合があることから Greedy プロトコルと分類されている。

ここで、*Rreq* メッセージを受信した中継移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータを決定するためには、自身の座標に加え、すべての隣接移動コンピュータの座標が必要となる。そのため、すべての移動コンピュータは、ある時間間隔ごとに GPS 等の位置取得デバイスによって得られた自身の座標を隣接移動コンピュータに通知するメッセージ (ビーコン) を自身の無線信号到達範囲にブロードキャスト送信しなければならない。これによって、全体の制御メッセージ数が増加し、移動コンピュータの限られた電力を消費する、データパケットを配送する無線通信と座標通知ビーコンとの衝突や競合によりエンドエンドのスループットが低下する、といった問題が発生する。本論文では、これらのプロトコルを拡張し、各移動コンピュータが自身の座標を隣接移動コンピュータに通知する制御メッセージの周期的な送信を必要としない NB-GEDIR(No-Beacon GEDIR) プロトコルを提案する。また、シミュレーション実験により、経路探索に要する制御メッセージ数を評価する。

2 関連研究

2.1 アドホックルーティング

Rreq メッセージを送信元移動コンピュータから送信先移動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 [5] 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、フラッディングを用いないプロトコルとして GEDIR、COMPASS、FACE [2]、GPSR [4] 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。

GEDIR では、*Rreq* メッセージを受信した中継移動コンピュータは、隣接移動コンピュータのうち送信先移動コンピュータに最も近いものを次ホップ移動コンピュータと決定し、*Rreq* メッセージを転送する。一方、COMPASS では、*Rreq* メッセージを受信した中継移動コンピュータは、隣接移動コンピュータのうち送信先移動コンピュータとの間に見込む角が最も小さいものを次ホップ移動コンピュータと決定し、*Rreq* メッセージを転送する。これらのプロトコルは、最短経路とほぼ同程度のホップ数からなる経路を検出することができる。しかし、経路が存在しても必ずしも経路を検出することが可能とは限らない非保障型経路検出となっている。すなわち、経路が存在するにも関わらず、ある中継移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータを決定できないデッドエンドと呼ばれる状態になることがある。

移動コンピュータの座標を用いる方法では、送信元移動コンピュータおよび *Rreq* メッセージを受信した移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータを決定するために、自身とすべての隣接移動コンピュータの座標を必要とする。そのため、各移動コンピュータは、GPS 等の位置取得デバイスによって得られた自身の座標を周期的にすべての隣接移動コンピュータに通知することが必要である。

2.2 GEDIR

GEDIR ルーティングプロトコルでは、送信元移動コンピュータ $M_s(=M_0)$ および中継移動コンピュータ M_i は、送信先移動コンピュータ M_d に最も近い隣接移動コンピュータを次ホップ移動コンピュータとして *Rreq* メッセージを転送する。つまり、各無線通信ホップをメッセージが通過するごとに、送信先コンピュータに最も近づくようにメッセージを転送する。このために、移動コンピュータ M_i は、自身の隣接移動コンピュータ M の位置情報を取得し、$|MM_d|$ が最小となる M を決定する。もし、$|MM_d| < |M_iM_d|$ であるならば、M は M_i よりも M_d に近いことから、M_i は *Rreq* メッセージを M に転送する。すなわち、M が M_i の次ホップ M_{i+1} となる。この方法で検出された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の経路は、そのホップ数が最短経路にほぼ等しく、平均的にはフラッディングを用いたルーティングプロトコルによる検出経路よりも短い [10]。

[GEDIR プロトコル]

1) 送信元移動コンピュータ $M_s(=M_0)$ は、隣接移

動コンピュータ M のうち $|MM_d| < |M_sM_d|$ を満たし、$|MM_d|$ を最小とする M を次ホップ移動コンピュータ M_1 を定め、*Rreq* メッセージを M_1 に送信する。$|MM_d| < |M_sM_d|$ を満たす M が存在しない場合には、経路探索を中止する。

2) 移動コンピュータ M_{i-1} から *Rreq* メッセージを受信した M_i は、隣接移動コンピュータ M のうち $|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たし、$|MM_d|$ を最小とする M を次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} と定め、*Rreq* メッセージを M_{i+1} に転送する。$|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たす M が存在しない場合には、受信した *Rreq* メッセージを破棄する。

3) 送信先移動コンピュータ M_d が隣接移動コンピュータ M_{n-1} から *Rreq* メッセージを受信する。□

3 提案手法

3.1 待機時間設定

前章で述べたGEDIRでは、送信元移動コンピュータおよび各中継移動コンピュータが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。これを実現するためには、送信元移動コンピュータと各移動コンピュータは、自身の位置情報と送信先移動コンピュータの位置情報に加えて、すべての隣接移動コンピュータの位置情報を取得しなければならない。GEDIRでは、移動コンピュータ M_i が送信先移動コンピュータ M_d に *Rreq* メッセージを配送する次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} は、M_i の隣接移動コンピュータ M のうち $|MM_d|$ が最小となるものである。$|MM_d|$ を計算するためには、M_i がすべての隣接移動コンピュータ M の位置情報を取得しなければならない。

これを実現する方法として、各移動コンピュータが自身の位置情報をすべての隣接移動コンピュータに通知することが考えられる。すべての移動コンピュータの無線信号到達範囲が自身を中心とする等しい半径の円の内部である場合、各移動コンピュータが自身の位置情報をブロードキャストを用いて無線信号到達範囲内にある移動コンピュータに通知することによって、自身を次ホップとする可能性のあるすべての移動コンピュータに自身の位置情報を通知することができる(図1)。この方法では、*Rreq* メッセージを転送すべき次ホップ移動コンピュータを決定する時に、各移動コンピュータがすべての隣接移動コンピュータの位置情報を取得しているため、転送遅延を縮小することができる。ただし、移動コンピュータは経時的に位置を変えることから、*Rreq* メッセージ配送要求の有無に関わらず、各移動コンピュータは定期的に自身の位置情報を隣接移動コンピュータに通知しなければならない。

一方、*Rreq* メッセージを転送すべき次ホップ移動コンピュータを決定する必要が発生した時に、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータの位置情報を取得する方法が考えられる。この場合、この移動コンピュータは、位置情報通知要求メッセージを自身の無線信号到達範囲内にあるすべての移動コンピュータにブロードキャストする。これを受信した隣接移動コンピュータが位置情報を含む位置情報通知応答メッセージを返信することによって、隣接移動コンピュータの位置情報を取得し、次ホップ移動コンピュータを決定する。この方法では、隣接移動コンピュータの座標を定期的に交換する必要がないため、*Rreq* メッセージ配送要求がない場合には制御メッセージの交換を必要としない。しかし、各移動コンピュータが *Rreq* メッセージを転送するごとに隣接移動コンピュータから位置情報を取得する必要があることから、転送遅延が拡大する。本手法をGEDIRに適用したプロトコルを以下に示す。

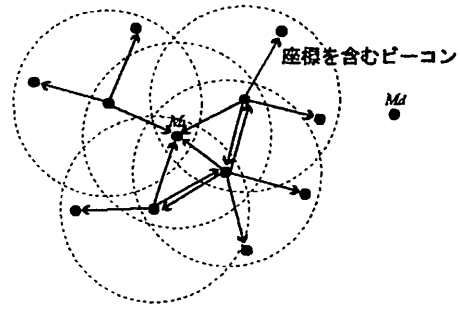

図 1: GEDIRにおける隣接移動コンピュータの座標取得

[GEDIR(オンデマンド位置情報取得)]

1) 送信元移動コンピュータ $M_s(= M_0)$ は、位置情報通知要求メッセージ *Lreq* を無線信号到達範囲内にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。

2) *Lreq* メッセージを受信した M_s の隣接移動コンピュータ M は、自身の位置情報を含む位置情報通知応答メッセージ *Lack* を M_s に送信する。

3) すべての隣接移動コンピュータ M から *Lack* を受信した M_s は、$|MM_d| < |M_sM_d|$ を満たし、$|MM_d|$ を最小とする M を次ホップ移動コンピュータ M_1 を定め、*Rreq* メッセージを M_1 に送信する。$|MM_d| < |M_sM_d|$ を満たす M が存在しない場合には、経路探索を中止する。

4) 移動コンピュータ M_{i-1} から *Rreq* メッセージを受信した M_i は、位置情報通知要求メッセージ *Lreq* を無線信号到達範囲内にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。

5) *Lreq* メッセージを受信した M_i の隣接移動コンピュータ M は、自身の位置情報を含む位置情報通知応答メッセージ *Lack* を M_i に送信する。

6) すべての隣接移動コンピュータ M から *Lack* を受信した M_i は、$|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たし、$|MM_d|$ を最小とする M を次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} と定め、*Rreq* メッセージを M_{i+1} に転送する。$|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たす M が存在しない場合には、受信した *Rreq* メッセージを破棄する。

7) 送信先移動コンピュータ M_d が隣接移動コンピュータ M_{n-1} から *Rreq* メッセージを受信する。□

なお、M_i が送信する *Lreq* メッセージに M_i と M_d の位置情報を含めることにより、これを受信し

た M が $|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たす場合にのみ $Lreq$ を M_i に送信することにより、$Lreq$ メッセージの数を削減することが可能である。

これらに対して本論文では、次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} を前ホップ移動コンピュータ M_i が決定するのではなく、M_{i+1} が決定する方法を提案する。ここでは、M_i は次ホップ移動コンピュータを決定せず、送信先移動コンピュータ M_d の位置情報と M_i の位置情報をピギーバックした $Rreq$ メッセージを無線信号到達範囲内にある移動コンピュータにブロードキャストする。この $Rreq$ メッセージを受信した M_i の隣接移動コンピュータ M は、M_d、M_i、M の位置情報から定められる待機時間 T を設定する。この待機時間 T は、GEDIR においては $|MM_d|$ が小さい移動コンピュータほど小さく、COMPASS においては $\angle MM_iM_d$ が小さい移動コンピュータほど小さくなるように定める。待機時間 T が経過した移動コンピュータ M がただちに $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送することによって、GEDIR では $|MM_d|$ が最小の移動コンピュータ、COMPASS では $\angle MM_iM_d$ が最小の移動コンピュータが M_{i+1} となり、$Rreq$ メッセージを次ホップ移動コンピュータに転送することになる。

3.2 NB-GEDIR

前節で述べた次ホップ決定のための待機時間を用いて、位置情報交換メッセージを必要としない GEDIR プロトコルの拡張として、NB-GEDIR(No Beacon GEDIR) を提案する。ここでは、$Rreq$ メッセージを送信先移動コンピュータ M_d へ配送するための移動コンピュータ M_i の次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} を決定するために、$Rreq$ メッセージを M_i の隣接移動コンピュータ M にブロードキャスト送信し、これを受信した M は、待機時間 T を計算する。この T を $|MM_d|$ に対して単調増加するように定めることにより、$|MM_d|$ が最小となる M_i の隣接移動コンピュータ M' のタイマ T' が最初にタイムアウトし、M' を M_{i+1} と定めることができる。すなわち、他の M がブロードキャスト転送した $Rreq$ を受信する以前にタイマ T' がタイムアウトした M' がただちに $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送する。一方、タイマ T がタイムアウトする以前に M' がブロードキャスト転送した $Rreq$ を受信した M は、$Rreq$ メッセージのブロードキャスト転送を行わない。ここで、$|MM_d|$ の取り得る値の範囲は、無線信号到達範囲が半径 d_{max} の円である場合、$|M_iM_d| - d_{max} \leq |MM_d| \leq |M_iM_d| + d_{max}$ である。ただし、M_i の次ホップと成り得る移動コンピュータは、$|MM_d| < |M_iM_d|$ であるものに限られる。以上により、M の待機時間を以下のように定める。

$$T = \alpha(|MM_d| - (|M_iM_d| - d_{max}))$$

M_i は、メッセージをブロードキャストした後、αd_{max} だけ待機する。この間に、いずれの隣接移動コンピュータからもブロードキャスト転送された $Rreq$ メッセージを受信しない場合には、この $Rreq$ メッセージを再送信する。最大再送信回数 r_{max} だけ再送信しても、隣接移動コンピュータがブロードキャスト転送したメッセージを受信しない場合には、デッドエンドであると判断する。

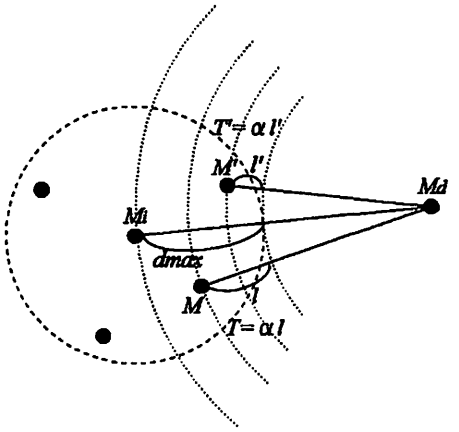

図 2: 待機時間の設定 (NB-GEDIR)

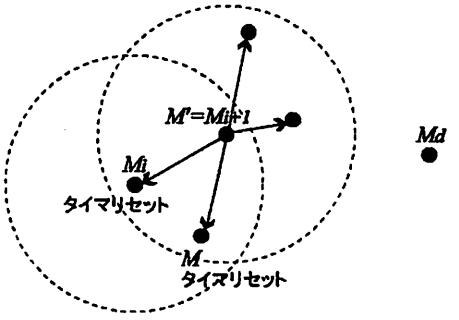

図 3: メッセージの転送 (NB-GEDIR)

[NB-GEDIR プロトコル]

1) 送信元移動コンピュータ $M_s(= M_0)$ は、自身と送信先移動コンピュータ M_d の位置情報をピギーバックした $Rreq$ メッセージを無線信号到達範囲内にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。このとき、待機時間を $T_0 = \alpha d_{max}$ とし、この待機時間のタイマをセットする。
2) 移動コンピュータ M_i からブロードキャストされた $Rreq$ メッセージを受信した M_i の隣接移動コンピュータ M は、$|MM_d| < |M_iM_d|$ であるならば、待機時間 $T = \alpha(|MM_d| - (|M_iM_d| - d_{max}))$ を計算し、この待機時間のタイマをセットする。$|MM_d| \geq |M_iM_d|$ であるならば、この $Rreq$ メッセージを破棄する。
3) タイマがタイムアウトする前に、他の移動コンピュータがブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージを受信したならば、M はタイマをリセットし、この $Rreq$ メッセージを破棄する。
4) 他の移動コンピュータがブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージを受信しないままタイマがタイムアウトしたならば、M は M_i の次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} となる。M_{i+1} は、自身と M_d の位置情報をピギーバックして、この $Rreq$ メッセージを無線信号到達範囲内にあるす

べての移動コンピュータにブロードキャスト転送する。このとき、待機時間を $T_{i+1} = \alpha d_{max}$ とし、この待機時間のタイマをセットする。

5) タイマがタイムアウトする前に、他の移動コンピュータがブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージを受信したならば、M_i はタイマをリセットする。

6) 他の移動コンピュータがブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージを受信しないままタイマがタイムアウトしたならば、M_i は、この *Rreq* メッセージをブロードキャスト再送信する。このとき、待機時間を $T_i = \alpha d_{max}$ とし、この待機時間のタイマをセットする。ただし、再送信回数が r_{max} である場合には、再送信を行なわない。

7) *Rreq* メッセージを受信した M_d は、自身と送信先移動コンピュータ(いずれも M_d である)の位置情報をピギーバックして、この *Rreq* メッセージを無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。□

4 評価

NB-GEDIR で必要とされる制御メッセージ数および経路探索時間を GEDIR で必要とされる制御メッセージ数および経路探索時間と比較評価する。GEDIR 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 $M_d(= M_n)$ までの検出経路のホップ数が n であるとき、この経路に沿って *Rreq* メッセージを配送するためには n 回のユニキャスト配送のみが必要とされる。ただし、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータに自身の座標を通知する必要がある。周期的に通知する手法を用いた場合、移動コンピュータ数を N、通信要求発生間隔を α_N、位置情報通知のためのブロードキャスト間隔を β とすると、1 回の経路探索に要する制御メッセージ数は、$m_G = n + \alpha_N N/\beta$ となる。一方、経路探索時に隣接移動コンピュータの位置情報を取得する手法を用いた場合、移動コンピュータ M_i の隣接移動コンピュータ数を N_i とすると、1 回の経路探索に要する制御メッセージ数は、$m_{GO} = \sum_{i=0}^{n-1}(N_i + 2)$ となる。また、M_i の次ホップ移動コンピュータとなる必要条件を満足する M_i の隣接移動コンピュータ M のみの位置情報を M_i が取得する手法を用いた場合、このような M_i の隣接移動コンピュータ数を $n_i(n_i \leq N_i)$ とすると、1 回の経路探索に要する制御メッセージ数は、$m'_{GO} = \sum_{i=0}^{n-1}(n_i + 2)$ となる。また、エンドエンド伝達遅延は、1 ホップの無線通信に要する時間を τ とすると、それぞれ $n\tau$、$3n\tau$、$3n\tau$ となる。これに対し、NB-GEDIR プロトコルでは、経路に沿って *Rreq* メッセージを配送するために n 回のブロードキャスト配送のみが必要とされ、位置情報を交換するための追加制御メッセージは不要である。すなわち、$m_{NBG} = n$ であり、$m_{NBG} < m_G$、$m_{NBG} < m_{GO}$、$m_{NBG} < m'_{GO}$ である。また、エンドエンド伝達遅延は、待機時間のタイムアウトに δ を要するとすると、$n(\tau + \delta)$ となる。

そこで、m_{GO}、m'_{GO}、m_{NBG} をシミュレーション実験によって評価する。500m × 500m の領域に、無線信号到達距離が 100m である移動コンピュータを 50 台、100 台、200 台、一様分布に従ってランダムに配置し、ランダムに選択された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 への経路探索に要する制御メッセージ数を測定した。測定結果をそれぞれ図 4、図 5、図 6 に示す。全体の平均として m_{NBG} は m_{GO}、m'_{GO} に対して 89.0%、81.8%のメッセージ数削減を実現している。

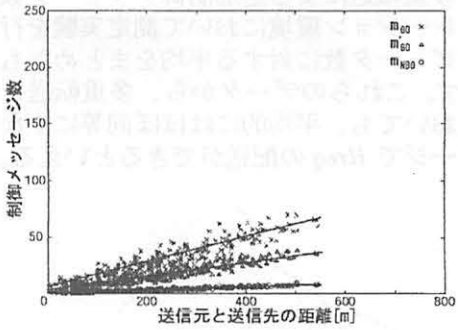

図 4: メッセージ数 (50 台)

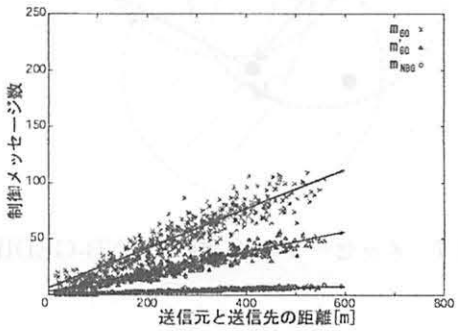

図 5: メッセージ数 (100 台)

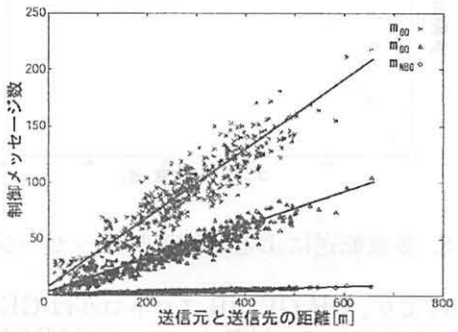

図 6: メッセージ数 (200 台)

ところで、NB-GEDIR では、次ホップ移動コンピュータを一意に決定できない場合がある。$|MM_d|$ が最小となる移動コンピュータ M の無線信号到達範囲に含まれない M_i の隣接移動コンピュータ M' が存在する場合、M' は M がブロードキャストした *Rreq* メッセージを受信しないため、M が M_i の次ホップ

移動コンピュータ M_{i+1} に決定したことを通知されず、M' も $Rreq$ メッセージをブロードキャストするメッセージの多重転送が発生することがある (図 7)。また、M' がブロードキャストした $Rreq$ も M_d へと配送され、その過程においてさらに多重転送されることが考えられる。しかし、多重転送されたメッセージの転送経路は重複することが多いため、一度転送したメッセージを繰り返し転送しない機能をプロトコルに追加することによって、冗長な制御メッセージの転送を抑制することができると考えられる。そこで、多重転送による追加制御メッセージ数を同じシミュレーション環境において測定実験を行い、移動コンピュータ数に対する平均をまとめたものを図 8 に示す。これらのデータから、多重転送を含めた場合においても、平均的にはほぼ同等に少ない制御メッセージで $Rreq$ の配送ができるといえる。

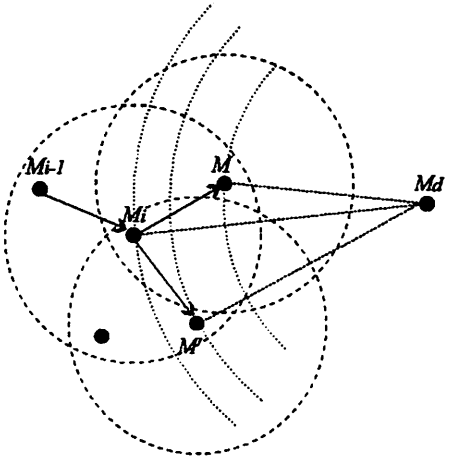

図 7: メッセージの多重転送 (NB-GEDIR)

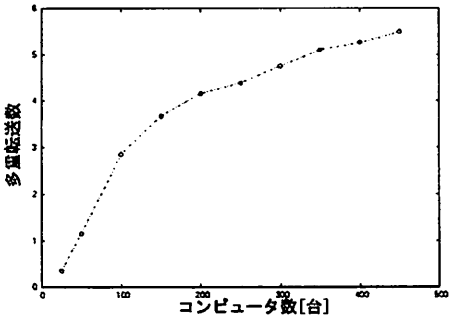

図 8: 多重転送による平均追加メッセージ数

以上により、NB-GEDIR プロトコルは GEDIR プロトコルと比較して、制御メッセージは削減され、伝達遅延はほぼ同等であると言える。

5 まとめと今後の課題

本論文では、各移動コンピュータが位置情報取得デバイスを搭載している無線アドホックネットワークにおいて、制御メッセージのフラッディングを用いず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へのメッセージ配送を実現する Greedy ルーティングプロトコルを、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータとの位置情報の交換を行なわないように拡張した NB-Greedy ルーティングプロトコルを実現するための待機時間導入手法を提案し、NB-GEDIR プロトコルを設計した。また、NB-GEDIR プロトコルは、GEDIR プロトコルと比較して、ほぼ同等の伝達遅延で少ない制御メッセージを用いて経路探索を実現することを示した。本論文で提案した NB-GEDIR プロトコルでは、多重転送への対処を特に行わず、この場合でも従来手法に対して 85.4%の制御メッセージを削減しているが、必要最小限のメッセージ数に対して 122%の追加制御メッセージを要していることになる。これは、論文 [11] で提案されている各中継移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータが決定したことを近隣移動コンピュータにブロードキャストによって通知する手法によって削減できる可能性がある。両手法の性能は移動コンピュータの分布密度によって異なることから、今後はシミュレーション実験によって両手法の性能を明らかにし、それらを切替える手法や混在させる手法について検討する。

参考文献

[1] 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).

[2] 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).

[3] 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).

[4] 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).

[5] Park, V. and Corson, S., "Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1 Functional Specification," Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt (2001).

[6] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-Wesley (2000).

[7] 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).

[8] Urrutia, J., "Two Problems on Discrete and Computational Geometry," Proceedings of the Japan Conference on Discrete and Computational Geometry, pp. 42–52 (1999).

[9] Faccin, S.M., Wijting, C., Kneckt, J. and Damle, A., "Mesh WLAN Networks : Concept and SystemDesign," IEEE Wireless Communications, Vol.13, No.2, pp. 10–17 (2006).

[10] 渡邊, 坂本, 沼田, 小野, 桧垣, "Greedy ルーティングプロトコルの性能評価," 電子情報通信学会通信ソサイエティ大会論文集 (2006).

[11] 奈良澤, 桧垣, "位置情報交換メッセージを必要としない FACE ルーティングプロトコル," 情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会, 情報研報 Vol.2006, No.26, pp. 85–90 (2006).