情報処理学会論文誌 Vol. 49 No. 6 2180–2191 (June 2008)

推薦論文

NB-GEDIR：周期的な位置情報交換を行わない拡張GEDIRアドホックルーティングプロトコル

渡 邊 未 佳[†1] 桧 垣 博 章[†2]

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課題である．GEDIR は，フラッディングを用いない非保証型経路検出プロトコルである．経路探索要求制御メッセージ（*Rreq*）を受信した移動コンピュータは，自身と送信先移動コンピュータ，隣接移動コンピュータの位置情報のみから次ホップ移動コンピュータを決定する．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位置情報を保持していることが前提とされており，位置情報を交換するための通信オーバヘッドが通信要求の有無にかか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と位置情報を交換するための追加制御メッセージを用いることなく，次ホップ移動コンピュータを決定する NB-GEDIR を提案する．NB-GEDIR では，通信要求のない場合には制御メッセージの交換を必要とせず，より少ない制御メッセージ交換およびより小さな制御メッセージ配送遅延による経路探索を実現している．

NB-GEDIR: No Beacon GEDIR Ad-hoc Routing Protocol without Periodical Exchange of Location Information

Mika Watanabe[†1] and Hiroaki Higaki[†2]

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. GEDIR 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 destination and 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-GEDIR routing protocol which determines a next hop mobile computer without periodical exchange of location information with neighbor mobile computers. NB-GEDIR detects multihop transmission routes with fewer number of control messages and shorter transmission delay.

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[17]，Bluetooth[16]，HIPERLAN[3] 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，高い接続性を実現するために，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[4]．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[13]．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* を送信元移動コンピュータから送信先移動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中継移動コンピュータの位置情報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[10] や COMPASS[18] 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検出され

†1 東京電機大学理工学部情報システム工学科
Department of Computers and Systems Engineering, Tokyo Denki University
†2 東京電機大学未来科学部ロボット・メカトロニクス学科
Department of Robotics and Mechatronics, Tokyo Denki University
本論文の内容は 2006 年 11〜12 月のマルチメディア通信と分散処理ワークショップにて報告され，同プログラム委員長により情報処理学会論文誌への掲載が推薦された論文である．

© 2008 Information Processing Society of Japan

るとき，その経路のホップ数は DSR[6] や AODV[14] 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位置情報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かかわらず，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，自身の位置情報に加え，すべての隣接移動コンピュータの位置情報が必要となる．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位置情報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位置情報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，GEDIR[10] を拡張し，各移動コンピュータが自身の位置情報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）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と経路探索時間を評価する．

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位置情報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[6]，AODV[14]，TORA[12] 等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位置情報を用い，フラッディングを用いないプロトコルとして GEDIR[10]，COMPASS[18]，FACE[2]，GPSR[7] 等が提案されている．ここでは，各移動コンピュータは自身の位置情報を GPS 等の位置情報取得デバイスを用いて獲得し，獲得した自身の位置情報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位置情報を獲得することができる．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位置情報を必要としない．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，自身の位置情報，隣接移動コンピュータの位置情報，送信元移動コンピュータの位置情報，送信先移動コンピュータの位置情報を用い，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．

これらの移動コンピュータの位置情報を用いるルーティングプロトコルでは，送信元移動コンピュータが送信先移動コンピュータの位置情報を取得しているものとしている．送信先移動コンピュータの位置情報を得るためには，移動コンピュータの識別子から位置情報を得る位置情報サービスが必要であり，DREAM[1]，Homezone[5]，GLS[9]，Octopus[15]，HRLI[11] 等が提案されている．また，センサネットワークにおけるシンクノードのように送信先コンピュータが移動しない場合，識別子で定める単一のコンピュータではなく位置や領域を送信先として指定する場合[2),8)]，中継コンピュータの移動によって切断した無線マルチホップ配送経路の再探索を行う場合等は，経路探索時に送信元移動コンピュータが送信先移動コンピュータの位置情報を取得済みである．

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（**図 1**）．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証型経路検出となっている．すなわち，経路が存在するにもかかわらず，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（**図 2**）．

© 2008 Information Processing Society of Japan

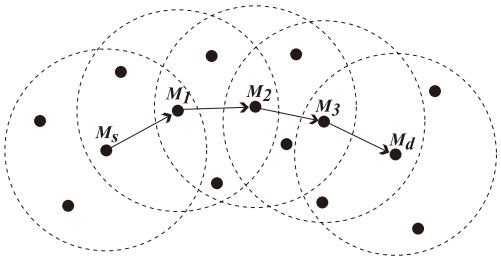

図 1　GEDIR における *Rreq* の転送
Fig. 1　*Rreq* forwarding in GEDIR.

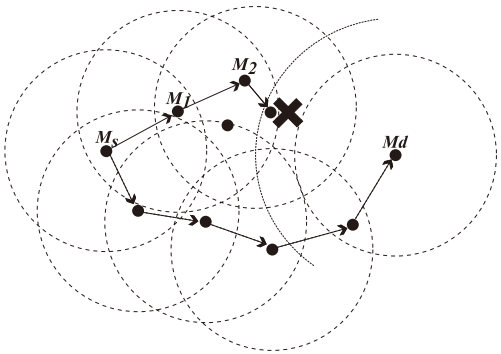

図 2　GEDIR におけるデットエンド
Fig. 2　Deadend in GEDIR.

移動コンピュータの位置情報を用いる方法では，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位置情報を必要とする．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位置情報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 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（$= M_n$）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，送信先移動コンピュータに最も近づくように *Rreq* 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 に近く，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マルチホップ配送経路は，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[19]．

[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 と定め，*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* メッセージを破棄し，経路探索を中止する．

(3)　送信先移動コンピュータ M_d は，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と，経路探索応答メッセージ *Rrep* を M_{n-1} に送信する．

(4)　M_{i+1} から *Rrep* メッセージを受信した M_i は，受信した *Rreq* メッセージを送信した M_{i-1} に *Rrep* メッセージを転送する．

(5)　M_s は，M_1 から *Rrep* 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中継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ための次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} は，M_i の隣接移動コ

© 2008 Information Processing Society of Japan

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 3**）．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ときに，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，*Rreq* メッセージの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かかわらず，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ときに，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位置情報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，*Rreq* メッセージの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．

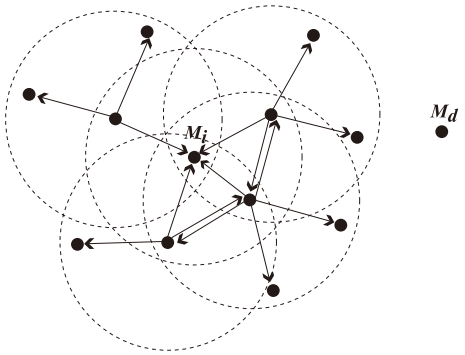

図 3　GEDIR における隣接移動コンピュータへの位置情報通知
Fig. 3　Location advertisement and acquisition in GEDIR.

［オンデマンド位置情報取得による拡張 GEDIR］

(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 と定め，*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* メッセージを破棄し，経路探索を中止する．

(7)　送信先移動コンピュータ M_d は，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と，経路探索応答メッセージ *Rrep* を M_{n-1} に送信する．

(8)　M_{i+1} から *Rrep* メッセージを受信した M_i は，受信した *Rreq* メッセージを送信した M_{i-1} に *Rrep* メッセージを転送する．

(9)　M_s は，M_1 から *Rrep* 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，これを受信した M が $|MM_d| < |M_iM_d|$ を満たす場合にのみ *Lack* メッセージを M_i に送信することにより，*Lack* メッセージの数を削減することが可能である．

© 2008 Information Processing Society of Japan

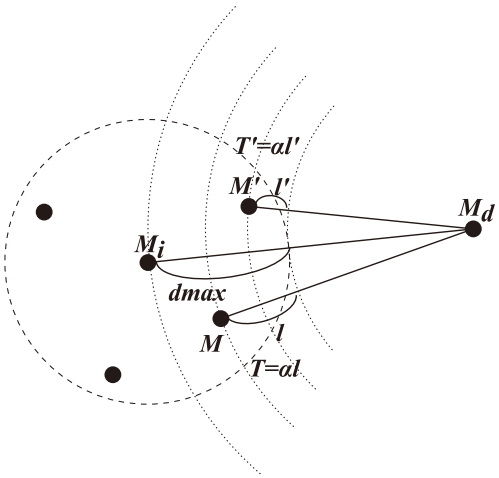

図 4　NB-GEDIR における待機時間の設定
Fig. 4　Distance calculation and timeout setting in NB-GEDIR.

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 の隣接移動コンピュータ間の協調によって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（**図 4**）．この待機時間 T は，$|MM_d|$ 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，$|MM_d|$ 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（**図 5**）．

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ることで位置情報交換制御メッセージを必要としない GEDIR 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，$|MM_d|$ のとりうる値の範囲は，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 の次ホップとなりう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．

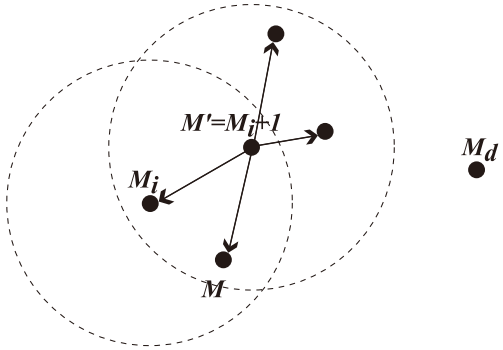

図 5　NB-GEDIR におけるメッセージの転送
Fig. 5　Next hop advertisement and broadcasting in NB-GEDIR.

[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

© 2008 Information Processing Society of Japan

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（図 4）．

(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（図 4）．$|MM_d| \geq |M_iM_d|$ 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（図 5）．

(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転送する（図 5）．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（図 4）．

(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た *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．また，経路探索応答メッセージ *Rrep* を M_{n-1} へ送信する．

(8) M_{i+1} から *Rrep* メッセージを受信した M_i は，受信した *Rreq* メッセージを送信した M_{i-1} に *Rrep* メッセージを転送する．

(9) M_s は，M_1 から *Rrep* メッセージを受信する．　□

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 6**）．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．

多重転送が M' でなされるのは，M' が M_d を中心とした半径 $|M_iM_d|$ の円の内部にあり，M の無線信号到達範囲外にある場合であり，その発生頻度は必ずしも低くはない（**図 7**）．しかし，多重転送された *Rreq* メッセージはいずれも M_d に向けて転送されることから M の次ホップ移動コンピュータ候補の分布領域と M' の次ホップ移動コンピュータ候補の分布領域の重複部分の割合は M_d に近づくほど大きくなる．NB-GEDIR では，このような GEDIR の *Rreq* メッセージ配送手法の特性から，多重転送の発生を防止するための追加制御メッセージを導入するのではなく，多重転送による冗長な制御メッセージ転送を抑制する手法を用いる．すなわち，各 *Rreq* メッセージには，送信元移動コンピュータにおいて送信元移動コンピュータの識別子とシーケンス番号で定められる経路探索識別子を付与し，転送した *Rreq* メッセージの経路探索識別子を一定期間記憶することによって，同一の経路探索

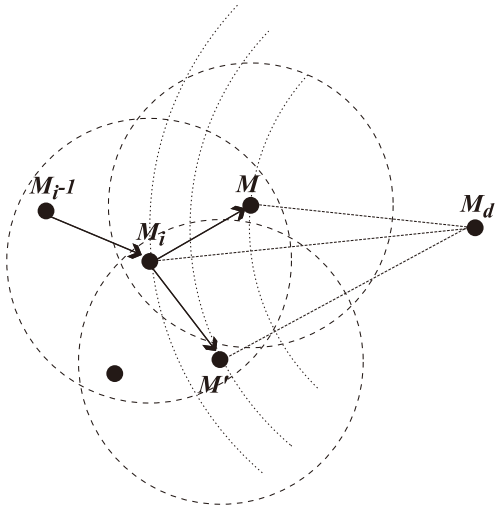

図 6　メッセージの多重転送
Fig. 6　Duplicated *Rreq* transmission.

© 2008 Information Processing Society of Japan

識別子を持つ *Rreq* 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．

また，M と M' が互いの無線信号到達範囲に含まれている場合でも，$|MM_d|$ と $|M'M_d|$ との差が小さいためにそれぞれの設定するタイマの時間差 $\alpha||MM_d| - |M'M_d||$ が閾値 δ_T より小さく，M と M' による *Rreq* の多重転送がなされる場合がある．特に移動コンピュータの分布密度が高い場合には，この時間差不足による多重転送の頻度が高くなることが考えられる．ただし，この多重転送された *Rreq* メッセージを受信した次ホップ移動コンピュータ候補の分布領域の重複部分の割合は，M' が M の無線通信到達範囲に含まれない場合よりも大きく，発生した多重転送にともなう次ホップ以降での制御メッセージ数の増加への影響はより小さいものとなる．

なお，本論文で提案する NB-GEDIR プロトコルでは *Rreq* メッセージのマルチホップ転送に移動コンピュータの位置情報を使用している．検出されたマルチホップ配送経路に含まれる各中継移動コンピュータ M_i は，M_{i+1} から *Rrep* メッセージを受信すると M_d を送信先移動コンピュータ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 M_{i+1} をルーティングテーブルに登録する．中継移動コンピュータの移動や障害，電源断等による経路の切断は，AODV を含む多くのアドホックルーティングプロトコルと同様の手法によって検出し，再経路探索を行うものとする．

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 およびそのオンデマンド位置情報取得による拡張プロトコル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位置情報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，*Rreq* メッセージのマルチホップ配送に要する時間は，1 ホップの無線通信に要する時間を τ とすると，GEDIR では $t_G = n\tau$，隣接移動コンピュータの位置情報をオンデマンド取得する拡張プロトコルでは $t_{GO} = \sum_{i=0}^{n-1}(N_i + 2)\tau$，前ホップよりも M_d に近い隣接移動コンピュータのみが位置情報を返送する拡張プロトコルでは $t'_{GO} = \sum_{i=0}^{n-1}(n_i + 2)\tau$ 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．ただし，前章で述べた多重転送の発生により，検出される経路上にはない移動コンピュータが *Rreq* メッセージのブロードキャストを行うことがある．i ホップ目の移動コンピュータ M_i において発生する多重転送による追加メッセージ数を n'_i とすると，$m_{NBG} = \sum_{i=0}^{n-1}(1 + n'_i) = n + \sum_{i=0}^{n-1} n'_i$ となる．また，*Rreq* メッセージのマルチホップ配送遅延は，待機時間のタイムアウトに τ' を要する

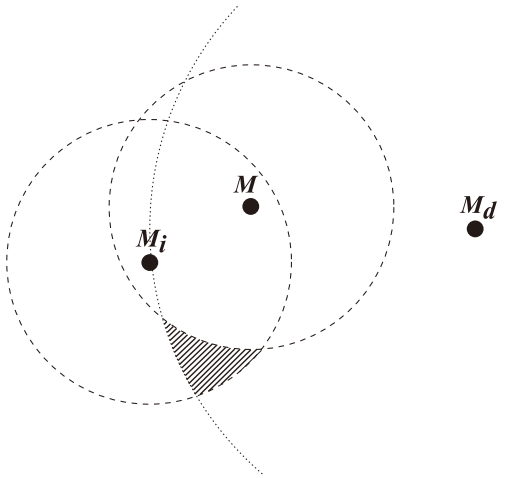

図 7　多重転送の発生領域
Fig. 7　Area of possible redundant *Rreq*.

© 2008 Information Processing Society of Japan

とすると，$t_{NBG} = n(\tau + \tau')$ となる．

そこで，経路探索に要する制御メッセージ数と経路探索時間をシミュレーション実験によって評価する．500 m × 500 m の領域に，無線信号到達距離が 100 m である移動コンピュータを 50 台，100 台，200 台，一様分布乱数を用い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と経路探索時間をシミュレーション実験によって測定する．NB-GEDIR の送信先移動コンピュータの位置情報取得には HRLI [11] の位置情報サービスを用いる．また，比較のために *Rreq* メッセージのフラッディングによって経路探索を行う AODV [14] についても測定を行い，制御メッセージ数を m_A，経路探索時間を t_A と表記する．

移動コンピュータ数が 50 台，100 台，200 台の場合における制御メッセージ数 m_A，m_{GO}，m'_{GO}，m_{NBG} の評価結果をそれぞれ**図 8**，**図 9**，**図 10** に示す．ここでは，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距離に対する制御メッセージ数としてまとめている．m_{GO} と m'_{GO} が距離に対して直線的に制御メッセージ数が増加するのに対して，m_A と m_{NBG} はほとんど変化しない．AODV では *Rreq* メッセージのフラッディングを行っており，これによるメッセージ数は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距離に依存しない．一方，NB-GEDIR では *Rreq* メッセージを順次転送することから，距離が大きくなるにつれてメッセージ数が増加するが，1 ホップの増加に対して 1 つ *Rreq* メッセージとそれにともなう多重転送メッセージが増加するのみであるため，直線の傾きが小さくなっている．m_{NBG} の大部分が経路探索開始前に行う送信先移動コンピュータの位置情報取得に要していることが分かる．また，移動コンピュータ数の増加に対して，m_A，m_{GO}，m'_{GO} が直線的に増加しているのに対して，m_{NGB} は大きく変化していないことが分かる．評価対象のいずれのプロトコルでも，検出経路のホップ数は移動コンピュータ密度には依存しない．NB-GEDIR では，移動コンピュータ密度の上昇に対して，多重転送頻度が高くなると考えられ，それによる制御メッセージの増加が見込まれるが，その影響

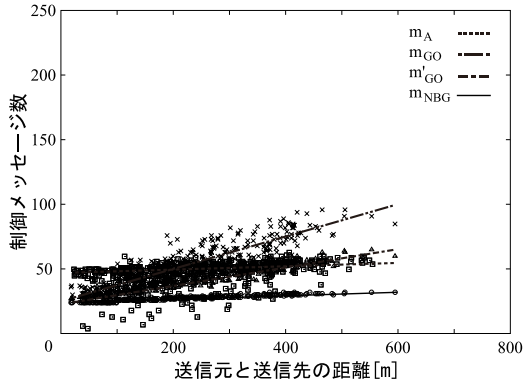

図 8　制御メッセージ数（50 台）
Fig. 8　Number of control messages (50 mobile computers).

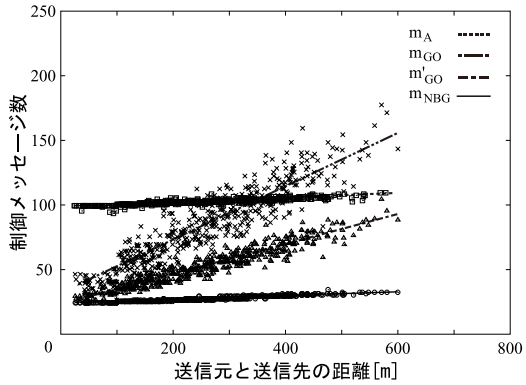

図 9　制御メッセージ数（100 台）
Fig. 9　Number of control messages (100 mobile computers).

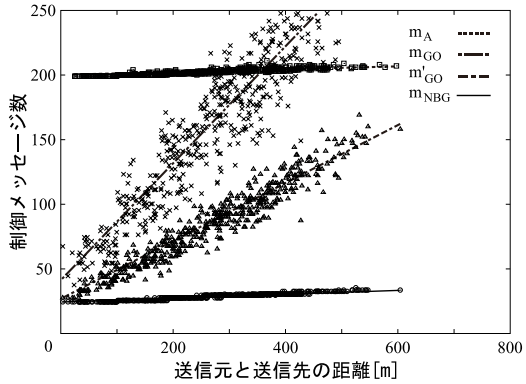

図 10　制御メッセージ数（200 台）
Fig. 10　Number of control messages (200 mobile computers).

© 2008 Information Processing Society of Japan

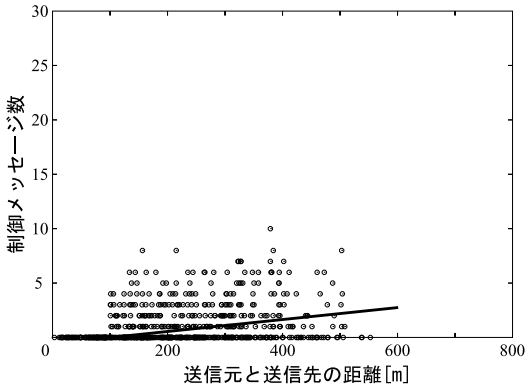

図 11　多重転送による追加制御メッセージ数（50 台）
Fig. 11　Number of additional control messages due to duplicate transmission (50 mobile computers).

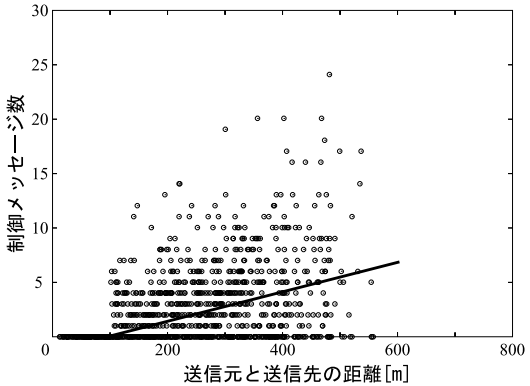

図 12　多重転送による追加制御メッセージ数（100 台）
Fig. 12　Number of additional control messages due to duplicate transmission (100 mobile computers).

は全体の制御メッセージ数に対しては大きなものではないといえる．全測定データの平均では，m_{NBG} は m_A，m_{GO}，m'_{GO} のそれぞれ 33.0%，33.7%，51.2%の削減となっている．

図 11，**図 12**，**図 13** は，移動コンピュータ数が 50 台，100 台，200 台の場合における

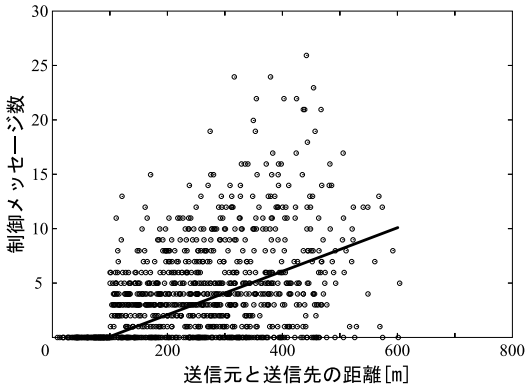

図 13　多重転送による追加制御メッセージ数（200 台）
Fig. 13　Number of additional control messages due to duplicate transmission (200 mobile computers).

互いに無線通信範囲に含まれない移動コンピュータによって発生する多重転送による追加制御メッセージ数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までの距離に対してまとめたものである．距離が 100 m 以下の場合は，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直接 *Rreq* を配送することが可能であるため，多重転送は発生しない．距離が 100 m を超えると，距離の増加にともなってホップ数が増加し，多重転送の発生機会が増加する．この増加は，ホップ数の増加にほぼ比例していることが分かる．なお，多重転送の発生による追加制御メッセージ数は，多くの場合は少数であることが最小二乗近似曲線の示す値が小さいことから分かる．一方，機会は少ないものの移動コンピュータの分布によっては，近似値の 4.72 倍の追加制御メッセージを要する場合もあることが測定結果に表れている．**図 14** は，測定結果の移動コンピュータ数ごとの平均をまとめたものである．ここでは，移動コンピュータ数を最大 450 台の場合まで測定した結果を示している．移動コンピュータ数の増加にともなって多重転送によるメッセージ数が増加していることが分かるが，先に述べたように平均値としては大きな値にはなっていない．**図 15** は，移動コンピュータ数が 50 台，100 台，200 台の場合において，互いに無線信号到達範囲に含まれない移動コンピュータによる多重転送の発生確率をシミュレーション実験によって求めたものである．移動コンピュータ数が多いほど，また，送信先コンピュータからの距離が大きいほど多重転送の発生確率が高いことが分かる．ただし，図 14 と図 15 の測定結果から，多重

© 2008 Information Processing Society of Japan

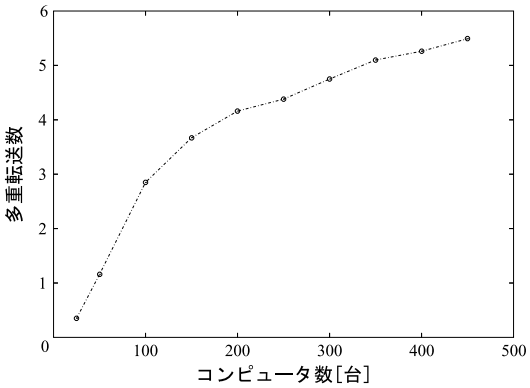

図 14　多重転送による追加制御メッセージ数
Fig. 14　Average number of additional control messages due to duplicate transmission.

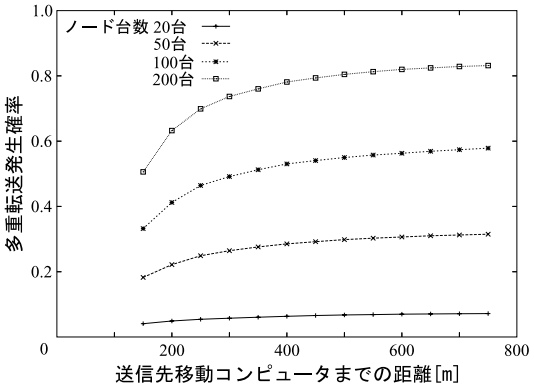

図 15　多重転送発生確率
Fig. 15　Probability of occurrence of duplicate transmission.

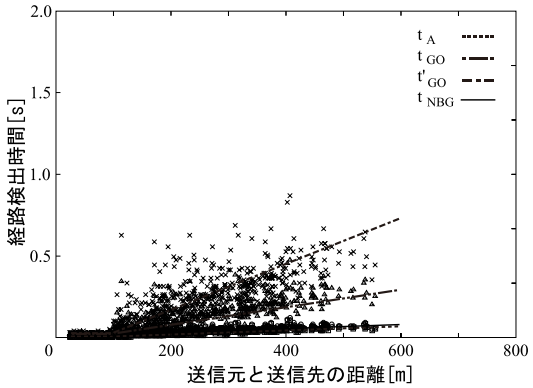

図 16　*Rreq* メッセージのマルチホップ配送時間（50 台）
Fig. 16　Multihop transmission delay of *Rreq* (50 mobile computers).

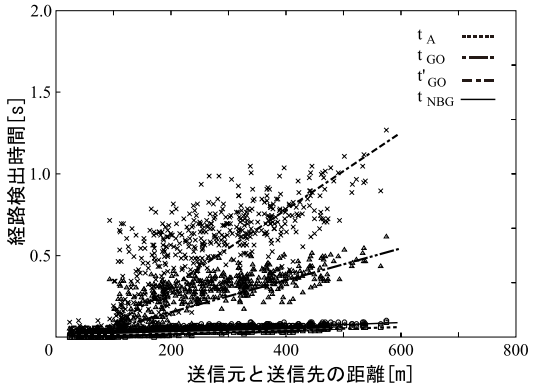

図 17　*Rreq* メッセージのマルチホップ配送時間（100 台）
Fig. 17　Multihop transmission delay of *Rreq* (100 mobile computers).

転送された各 *Rreq* メッセージに対して経路探索識別子による多重転送の伝播の抑制効果が働き，制御メッセージ数の増加がおさえられているといえる．

最後に，移動コンピュータ数が 20 台，50 台，100 台，200 台の場合における *Rreq* メッセージのマルチホップ配送に要する時間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までの距離に対してまとめたものを**図 16**，**図 17**，**図 18** に示す．この測定においても，t_{GO} と t'_{GO} は距離の増加にともなって大きく増加するのに対し，t_A と t_{NBG} はその増加が小さい．ただし，タイムアウト待ち時間の導入と，互いに無線信号到達範囲に含まれる移動コンピュータによる多重転送による影響によって，NB-GEDIR の配送遅延は AODV よりも 19.0%大きくなっている．全測定データの平均では，t_{NBG} は t_A，t_{GO}，t'_{GO} のそれぞれ 19.0%延長，86.7%短縮，75.9%短縮となっている．

© 2008 Information Processing Society of Japan

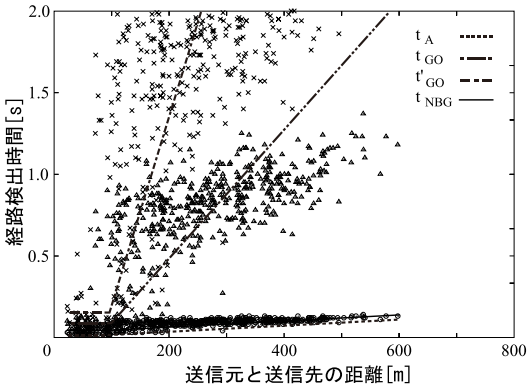

図 18　*Rreq* メッセージのマルチホップ配送時間（200 台）
Fig. 18　Multihop transmission delay of *Rreq* (200 mobile computers).

5. ま と め

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の 1 つである GEDIR 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わないように待機時間設定手法を導入して拡張した NB-GEDIR を提案した．また，NB-GEDIR は，周期的な位置情報交換を行わず，経路探索時に位置情報を交換する拡張 GEDIR プロトコルと比較して，*Rreq* メッセージの配送遅延，制御メッセージのいずれをも削減することをシミュレーション実験によって示した．本論文で述べた待機時間設定による次ホップ決定手法は，他のアドホックルーティングプロトコルに対しても応用することができると考えられる．また，本手法は，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て *Rreq* を転送するのではなく，ブロードキャストした *Rreq* を受信した移動コンピュータから次ホップを決定する手法であることから，メッセージ紛失率の高い環境でも有効に機能する可能性が考えられる．この点については今後の課題として検討を行う．

参 考 文 献

1) Basagni, S., Chlamtac, I., Syrotiuk, V.R. and Woodward, B.A.: A Distance Routing Effect Algorithm for Mobility, *Proc. 4th 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, *Proc. 3rd ACM International Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications*, pp.48–55 (1999).
3) ETSI Functional Specifications: Radio Equipment and Systems (RES); HIPERLAN (1995).
4) Faccin, S.M., Wijting, C., Kneckt, J. and Damle, A.: Mesh WLAN Networks: Concept and System Design, *IEEE Wireless Communications*, Vol.13, No.2, pp.10–17 (2006).
5) Giordano, V. and Hamdi, M.: Mobility Management: the Virtual Home Region, Technical Report SSC/1999/037, EPFL-ICA (1999).
6) 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).
7) Karp, B. and Kung, H.T.: GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks, *Proc. 6th International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.243–254 (2000).
8) Ko, Y.B. and Vaidya, N.: GeoTORA: A Protocol for Geocasting in Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. 8th International Conference on Network Protocols*, pp.240–250 (2000).
9) Li, J., Jannotti, J., DeCouto, D.S.J., Karger, D.R. and Morris, R.: A Scalable Location Service for Geographic Ad Hoc Routing, *Proc. 6th International Conference on Mobile Computing and Networking*, pp.120–130 (2000).
10) Lin, X. and Stojmenovic, I.: Geographic Distance Routing in Ad Hoc Wireless Networks, Technical Report TR-98-10, SITE, University of Ottawa (1998).
11) Nakagawa, H., Ohta, T., Ishida, K. and Kakuda, Y.: A Hybrid Routing with Location Information for Mobile Ad Hoc Networks, *Proc. 8th International Symposium on Autonomous Decentralized Systems*, pp.129–136 (2007).
12) Park, V. and Corson, S.: Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1 Functional Specification, Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt (2001).
13) Perkins, C.E.: *Ad Hoc Networking*, Addison-Wesley (2000).
14) Perkins, C.E. and Royer, E.M.: Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing, *Proc. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications*, pp.90–

© 2008 Information Processing Society of Japan

100 (1999).
15) Melamed, R., Keidar, I. and Barel, Y.: Octopus: A Fault-Tolerant and Efficient Ad-Hoc Routing Protocol, *Proc. 24th International Symposium on Reliable Distributed Systems*, pp.39–49 (2005).
16) Standard IEEE802.15.1: IEEE Std 802.15.1 - 2005: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Wireless Personal Area Networks (WPANs) (2005).
17) Standard IEEE802.11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications (1999).
18) Urrutia, J.: Two Problems on Discrete and Computational Geometry, *Proc. Japan Conference on Discrete and Computational Geometry*, pp.42–52 (1999).
19) 渡邊未佳，坂本大樹，沼田祐哉，小野真和，桧垣博章：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，p.393 (2006).

(平成 19 年 5 月 31 日受付)
(平成 20 年 3 月 4 日採録)

推　薦　文

位置情報を使って経路を決定するアドホックルーティングアルゴリズムの多くは，つねに最新の位置情報を交換するため，非常にオーバヘッドを必要としていた．この研究では，制御パケットに付加されてくるあて先の位置情報，1 ホップ前の位置情報，そして自身の位置情報に基づいて，経路ととしてふさわしいノードほど早く切れるタイマをセットするという方法により，つねに位置情報の交換をすることなく，位置情報に基づくルーティングができる方法を提案している．これにより，制御メッセージの画期的な削減に成功しており，位置情報に基づくアドホックルーティングの可能性を広げた意義は大きいといえる．

（マルチメディア通信と分散処理ワークショッププログラム委員長　佐藤文明）

渡邊　未佳

昭和 59 年生．平成 19 年東京電機大学理工学部情報システム工学科卒業．現在（株）日立情報システムズにおいて WAN 構築を中心としたネットワークサービス提供事業に従事．平成 18 年情報処理学会第 14 回マルチメディア通信と分散処理ワークショップ優秀論文賞，優秀学生賞受賞．

桧垣　博章（正会員）

昭和 42 年生．平成 2 年東京大学工学部計数工学科卒業．同年日本電信電話（株）NTT ソフトウェア研究所入所．平成 8 年東京電機大学理工学部経営工学科助手．平成 11 年東京電機大学理工学部情報システム工学科講師．平成 12 年同助教授．平成 19 年より東京電機大学未来科学部ロボット・メカトロニクス学科准教授．博士（工学）．分散システム，分散アルゴリズム，フォールトトレラントネットワーク，モバイルアドホックネットワークの研究に従事．平成 7 年情報処理学会全国大会奨励賞，平成 9 年情報処理学会山下記念研究賞，平成 17 年情報処理学会学会活動貢献賞受賞．IEEE，ACM，電子情報通信学会，電気学会各会員．

© 2008 Information Processing Society of Japan