社団法人 情報処理学会 研究報告
IPSJ SIG Technical Report

2005－DPS－124 (17)
2005－GN－ 57 (17)
2005／9／22

位置情報交換オーバーヘッドを削減した 位置情報依存型アドホックルーティングプロトコル

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科
奈良澤 みなみ 小野 真和 桧垣 博章
E-mail: {minami, masa, hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

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。多くのモバイルルーティングプロトコルでは *Rreq* メッセージのフラッディングが用いられている。FACE ルーティングプロトコルは、フラッディングを用いない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し、FACE プロトコルと同じ経路を検出することができる NB-FACE プロトコルを提案する。

Reduction of Location Acquisition Overhead in Location-Aware Ad Hoc Routing Protocol

Minami Narasawa, Masakazu Ono and Hiroaki Higaki
Department of Computers and Systems Engineering
Tokyo Denki University
E-mail: {minami, masa, hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

For development of ad-hoc networks and sensor networks where wireless multihop message transmission among multiple mobile computers, 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. FACE routing protocol transmits an *Rreq* message without flooding. Though each mobile computer receiving an *Rreq* message determines its next hop mobile computer only by location of neighbor mobile computers, it surely detects a message transmission route; i.e. no deadend. However, 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-FACE (No Beacon FACE) routing protocol which determines a next hop mobile computer without location of neighbor mobile computers and achieves the same message transmission route as FACE.

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 [1]、Bluetooth [2]、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。ここで、移動コンピュータによる無線マルチホップ通信を用いることで、移動コンピュータと基地局、あるいは移動コンピュータ間の接続性を高めることができる。ここでは、送信元移動コンピュータから基地局、基地局から送信先移動コンピュータ、あるい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の通信において、送信元コンピュータの無線信号到達範囲内に送信先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り、マルチホップでの通信が実現される (図1)。これは、アドホックネットワーク、無線マルチホップアクセスネットワーク、センサネットワークにおいて必要とされる技術である。このとき、送信元コンピュータから送信先コンピュータへの経路、すなわち中継移動コンピュータのシーケンスを決定することが必要である。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 [12] 。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FACEプロトコル [5] が提案されている。FACE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存在するときには必ず経路を検出できること、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。しかし、*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、FACE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-FACE (No-Beacon FACE) プロトコルを提案する。

2 関連研究

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 [8]、AODV [13]、TORA [11]、LBSR [14] 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。この方法は、送信先移動コンピュータの座標情報を持たない送信元移動コンピュータが経路を検出することが可能である、経路が存在する場合には必ず経路を検出することができる、という2つの点で優れている。しかし、送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータとの間の距離 (ホップ数) と無関係に、送信元移動コンピュータからマルチホップ通信で到達可能なすべての移動コンピュータが1度ずつ *Rreq* メッセージのブロードキャスト送信を行なわなければならないため、大規模なネットワークに適用することが難しいというスケーラビリティの問題がある。このブロードキャスト送信数を座標情報を用いることで削減するプロトコルとしてLAR [10] が提案されている。

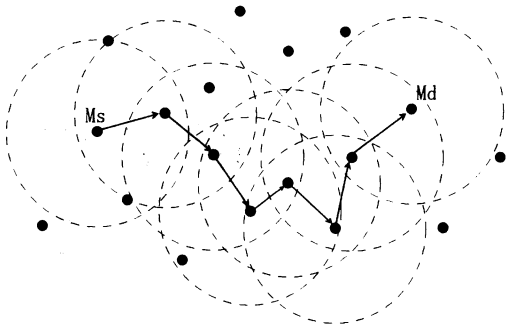


図 1: 無線マルチホップ配送

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 [4]、COMPASS [17]、FACE [5]、GFG [6]、GPSR [9] 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。そのため、これらのプロトコルはGreedyプロトコルとも呼ばれている。

これに対して、経路が存在する場合には必ず経路が検出可能である保障型経路検出プロトコルとして、平面的グラフを用いるものがある。移動コンピュータをノード、無線通信リンクをリンクとしたグラフを考え、このグラフからリンクの交点が存在しなくなるようにいくつかのリンクを取り除いた部分グラフを構成する。このグラフによって、移動コンピュータを頂点とする重複のない部分平面によって平面全体が分割される。送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータとを端点とする線分が貫く部分平面列に沿って *Rreq* メッセージを転送することで、*Rreq* メッセージを送信先移動コンピュータに到達させることができる。FACE と GFG では、平面グラフとして Gabreil Graph [7] を用い、GPSR では、Relative Neighborhood Graph [16] を用いている。これらのプロトコルでは、デッドエンドを発生することはないが、検出される経路のホップ数が最短経路に比べて大きくなるという問題がある。この問題の解決する手法として、拡張 FACE プロトコル [15] などが提案されている。

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。

3 FACEプロトコル

各移動コンピュータが自身と自身の隣接移動コンピュータの座標を用いて転送先移動コンピュータを決定する分散的手法であるにも関わらず、デッドエンドを発生しないプロトコルに FACE プロトコルがある。ここで、各移動コンピュータ M_i を頂点、$M_j \in Nei(M_i)$ について M_iM_j を辺とする平面図形を考える。この図形によって平面は、複数の辺で囲まれた有限個の部分平面 $F_1, \ldots, F_f$ に分割される。ただし、この分割においては、2 辺の交わりが必ずしも頂点になっていない。あるいは、2 つの部分平面が頂点、辺以外の共通部分を持つ。2 辺の共通部分には必ず頂点となっている (移動コンピュータが存在する)、または、2 つの部分平面の共通部分は辺または頂点である、という条件を満たすために、以下の条件を満たす Gabriel Graph の辺のみを用いることとする。

[Gabriel Graph]
頂点の集合を $\mathcal{M} = \{M_1, \ldots, M_m\}$ とするとき、以下の条件を満たす線分 M_iM_j を辺とする図形を Gabriel Graph という。
(1) $|M_iM_j| \leq h$ を満たす。
(2) $\forall M' \in \mathcal{M}$ について、M' は線分 M_iM_j を直径とする円の外部にある。□

FACE プロトコルでは、h は無線信号の到達距離である。また (2) の条件により、頂点ではない辺と辺との交わりは存在しない。つまり、頂点を結ぶ 2 つの線分が交わるとき、条件 (2) により、これらの線分の少なくとも 1 つは、辺としては含まない (ルーティングに使われない) ことになる。Gabriel グラフに含まれる辺のみを用いるために、各移動コンピュータ M_i は、隣接移動コンピュータ $Nei(M_i)$ の部分集合 $Sel_Nei(M_i) \subset Nei(M_i)$ を *Rreq* メッセージの転送先移動コンピュータの候補とする。ここで、Gabriel Graph の条件 (2) により、「$\forall M_j, \forall M_k \in Sel_Nei(M_i), M_k$ は M_iM_j を直径とする円の内部に存在しない」という条件を満たす必要があるが、これは $Nei(M_i)$ に含まれるすべての移動コンピュータの座標を保持している M_i が計算可能である。また、$M_i \in Sel_Nei(M_j)$ ならば $M_j \in Sel_Nei(M_i)$ が成り立つ。ここで、線分 M_sM_d と交わり、以下の条件を満たす部分平面列 $\langle F_1^{sd}, \ldots, F_t^{sd} \rangle$ (ただし、$M_s \in F_1^{sd}$ かつ $M_d \in F_t^{sd}$) を一意に定めることができる。

[部分平面列の満たす条件]
(1) 点 $P_i \in M_sM_d \cap F_i^{sd}$(線分 M_sM_d と部分平面 F_i^{sd} との共通部分)、点 $P_j \in M_sM_d \cap F_j^{sd}$ $(1 \leq i, j \leq t)$ について $i < j$ ならば $|M_sP_i| \leq |M_sP_j|$。
(2) $1 \leq i \leq t-1$ について、$F_i^{sd} \cap F_{i+1}^{sd} \neq \phi$。□

頂点と辺の定義から、メッセージをこの図形の辺に沿って配送することが可能である。上記の条件により、以下の手順によって、経路探索要求メッセージ *Rreq* メッセージを M_s から M_d へ配送することができる。

[FACE プロトコル (概略)]
(1) M_s から F_1^{sd} の辺に沿って *Rreq* メッセージを配送する。
(2) F_i^{sd} の辺に沿って *Rreq* メッセージを配送しているとき、移動コンピュータ $\overline{M_i} \in F_i^{sd} \cap F_{i+1}^{sd}$ が *Rreq* メッセージを受信したならば、以降 F_{i+1}^{sd} の辺に沿って *Rreq* メッセージを配送する。□

Rreq メッセージの部分平面列 $\langle F_1^{sd}, \ldots, F_t^{sd} \rangle$ に沿った配送は、各部分平面における *Rreq* メッセージの配送方向 (時計回りと反時計回り) を部分平面が切り替わるごとに変えることで実現できる。

このプロトコルでは、線分 M_sM_d と交わる部分平面を順にたどるという手法をとることから、経路が存在するならば、必ずそれを検出することが可能である。

4 NB-FACEプロトコル

2 章で述べた問題点を解決するために、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取得するための定期的なメッセージ交換を行なわず、FACE プロトコルに基いた次ホップ移動コンピュータを決定できる NB-FACE (No-Beacon FACE) プロトコルを提案する。

FACEプロトコルでは、移動コンピュータ M_{i-1} から経路探索メッセージ *Rreq* を受信した中継移動コンピュータ M_i は、$\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ が最小となる $\overline{M}_{i+1}$ を次ホップ移動コンピュータと定める。このとき、すべての隣接移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ について $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ を計算するためには、$\overline{M}_{i+1}$ の座標を M_i があらかじめ取得

しておかなければならない。さらに、移動コンピュータは経時的に座標を変えることから、各移動コンピュータは定期的に自身の座標を隣接移動コンピュータに通知しなければならない。本論文で提案するNB-FACEプロトコルでは、$\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ の計算を M_i ではなく、$\overline{M}_{i+1}$ が行なう。これを実現するために、M_i は、前ホップ移動コンピュータの座標 $M_{i-1}(x_{i-1}, y_{i-1})$ と自身の座標 $M_i(x_i, y_i)$ を含む経路探索メッセージ *Rreq* を自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストする(図3)。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 $\overline{M}_{i+1}$ は、*Rreq* メッセージに含まれる座標 $M_{i-1}(x_{i-1}, y_{i-1})$、$M_i(x_i, y_i)$、および自身の座標 $\overline{M}_{i+1}(\overline{x}_{i+1}, \overline{y}_{i+1})$ から $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ を計算する。

[$\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}(=\theta)$ の計算]
2つのベクトル $\vec{a}$、$\vec{b}$ を

$$\vec{a} = \overrightarrow{M_iM_{i-1}} = (x_{i-1} - x_i, y_{i-1} - y_i) = (a_x, b_x)$$

$$\vec{b} = \overrightarrow{M_i\overline{M}_{i+1}} = (\overline{x}_{i-1} - x_i, \overline{y}_{i-1} - y_i) = (a_y, b_y)$$

とすると、

$$\vec{a} \cdot \vec{b} = |\vec{a}||\vec{b}|\cos\theta$$

より

$$\cos\theta = \frac{a_x \cdot b_x + a_y \cdot b_y}{\sqrt{{a_x}^2 + {a_y}^2}\sqrt{{b_x}^2 + {b_y}^2}}$$

となる。
ただし、

$$\vec{a} \times \vec{b} = 2|\vec{a}||\vec{b}|\sin\theta$$

であることから、

$a_xb_y - a_yb_x > 0$ であるならば $0 < \theta \leq \pi$

$a_xb_y - a_yb_x \leq 0$ であるならば $\pi \leq \theta \leq 2\pi$

である。□

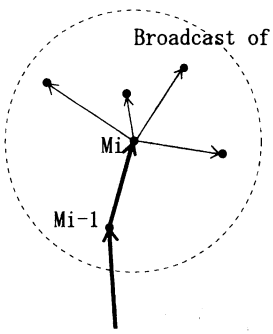


図 2: Rreq のブロードキャスト

各隣接移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ で計算された $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ から、その大きさが最小となるものを決定するために、この大きさに基づいた待ち時間 TW_{i+1} を定める(図4)。$\overline{M}_{i+1}$ は、M_i からの *Rreq* メッセージ受信後 TW_{i+1} 経過したならば、自身が次ホップ移動コンピュータの候補となることを表明する提案メッセージ *Prop* を自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストする(図5)。すべての移動コンピュータの無線信号到達範囲が同一の大きさの円であるという仮定のもとでは、この *Prop* メッセージは M_i に受信される。ここで、$TW_{i+1} = TW(\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1})$ とするとき、関数 $TW()$ を $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ に対して単調増加するように定めれば、M_i が最初に受信した *Prop* を送信した $\overline{M}_{i+1}$ が $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ を最小とする隣接移動コンピュータであることが分かる。

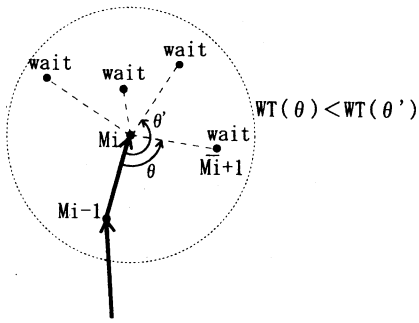


図 3: 待ち時間の設定

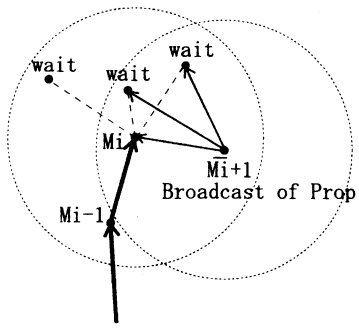


図 4: Prop のブロードキャスト

[TW_i の計算]
次ホップ移動コンピュータの探索方向が時計回りの場合は、TW_i は $\theta = \angle M_{i-1}M_iM_{i+1}$ に対して単調減少し、反時計回りの場合は、単調増加するように定める必要がある。そこで、本論文では次式を用いる。

- 検索方向が時計回りのとき $TW_i = \alpha(2\pi - \theta)$
- 検索方向が反時計回りのとき $TW_i = \alpha\theta$

ただし、$TW_i = \alpha\theta$ である。□

ただし、$\overline{M}_{i+1}$ が M_i の次ホップ移動コンピュータとなるためには、線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ が Gabriel Graph の辺となっていなければならない。このためには、線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円の内部に他の移動コンピュータが存在しないことが必要十分条件である。この判定を行なうために、$\overline{M}_{i+1}$ が送信する *Prop* メッセージには、M_i と $\overline{M}_{i+1}$ の座標 $M_i(x_i, y_i)$、$\overline{M}_{i+1}(\overline{x}_i, \overline{y}_i)$ を含めることとする。*Prop* メッセージを受信した移動コンピュータ M は、自身が線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円の内部に含まれるかを判定する。この判定は、*Prop* メッセージに含まれる座標 $M_i(x_i, y_i)$、$\overline{M}_{i+1}(\overline{x}_i, \overline{y}_i)$、および自身の座

標 $M(x,y)$ を用いて行なうことができる。

[Gabriel Graph のリンク判別方法]
線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円の内部に M が含まれるとき、線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ は Gabriel Graph のリンクとはならない。M が円の内部に含まれることと $\angle M_iM\overline{M}_{i+1}=\theta$ が鈍角であることは同値である。したがって、$M_i(x_i,y_i)$, $\overline{M}_{i+1}(\overline{x}_{i+1},\overline{y}_{i+1})$, $M(x,y)$ とすると、

$$\overrightarrow{MM_i}\cdot\overrightarrow{M\overline{M}_{i+1}}=|MM_i||M\overline{M}_{i+1}|\cos\theta$$

より、

$$(x_i-x)(\overline{x}_{i+1}-x)+(y_i-y)(\overline{y}_{i+1}-y)<0$$

ならば、M は線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円の内部にある。□

もし M がこの円の内部に含まれるならば、M はただちに否定応答メッセージ *Nack* を自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストする。図6に示すように、線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円は必ず $\overline{M}_{i+1}$ の無線信号到達範囲に含まれている。また、M が線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円に含まれているならば、M_i および $\overline{M}_{i+1}$ は M の無線信号到達範囲に含まれている。以上により、*Prop* メッセージ送受信後、一定時間 τ が経過しても *Nack* メッセージが受信されないならば、線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ が Gabriel Graph の辺であることを M_i と $\overline{M}_{i+1}$ を含むこれらの無線信号到達範囲の共通部分に含まれる移動コンピュータが知ることができる。

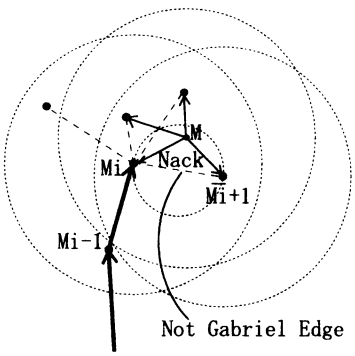


図 5: Nack の送信

ここで、M_i の無線信号到達範囲には含まれるが、$\overline{M}_{i+1}$ の無線信号到達範囲には含まれない移動コンピュータ $\overline{M}'_{i+1}$ は、$\overline{M}_{i+1}$ が M_i の次ホップ移動コンピュータであることを知ることができず、待ち時間 TW'_{i+1} 経過後に *Prop* メッセージをブロードキャストしてしまう。そこで、$\overline{M}_{i+1}$ からの *Prop* メッセージ受信後 τ 経過しても *Nack* メッセージを受信しなかった M_i は、次ホップ移動コンピュータが $\overline{M}_{i+1}$ に決定したことを通知する終了メッセージ *Fin* を自身の無線信号到達範囲内にブロードキャストする。これによって、$\overline{M}_{i+1}$ が M_i の次ホップ移動コンピュータであることを M_i から *Rreq* を受信したすべての移動コンピュータが知ることができ、$\overline{M}_{i+1}$ のみが *Rreq* メッセージを転送することが保障される。

NB-FACE プロトコルで用いられる各制御メッセージに含まれる情報は、以下の通りである。

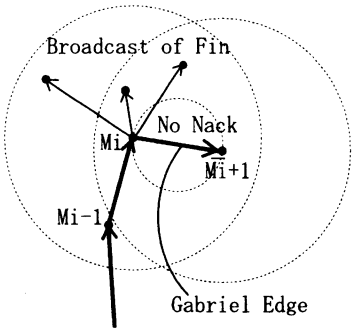


図 6: 次ホップ移動コンピュータの決定

- *Rreq* メッセージ
  - 送信元移動コンピュータ M_s の座標 $M_d(x_s,y_s)$
  - 送信先移動コンピュータ M_d の座標 $M_d(x_d,y_d)$
  - 送信移動コンピュータ M_i の座標 $M_i(x_i,y_i)$
  - M_i の前ホップ移動コンピュータ M_{i-1} の座標 $M_{i-1}(x_{i-1},y_{i-1})$
  - 次ホップ移動コンピュータの探索方向
  - 送信元移動コンピュータ M_s から M_i までの経路
- *Prop* メッセージ
  - 送信移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ の識別子 ID_{i+1}
  - *Rreq* メッセージの送信移動コンピュータ M_i の座標 $M_i(x_i,y_i)$
  - $\overline{M}_{i+1}$ の座標 $\overline{M}_{i+1}(\overline{x}_{i+1},\overline{y}_{i+1})$
- *Nack* メッセージ
  - *Prop* メッセージの送信移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ の識別子 ID_{i+1}
- *Fin* メッセージ
  - *Prop* メッセージの送信移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ の識別子 ID_{i+1}

[NB-FACE プロトコル]

(1) 移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ は、移動コンピュータ M_i からブロードキャストされた *Rreq* メッセージを受信すると、*Rreq* メッセージに含まれる M_{i-1} と M_i の座標を用いて $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ を計算する。さらに、求められた $\angle M_{i-1}M_i\overline{M}_{i+1}$ と *Rreq* メッセージに含まれる探索方向から待ち時間 TW_{i+1} を決定し、この待ち時間のタイマをセットする。

(2) 移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ は、待ち時間 TW_{i+1} が経過してタイマが切れたならば、M_i と $\overline{M}_{i+1}$ の座標および $\overline{M}_{i+1}$ の識別子を含む *Prop* メッセージをブロードキャストする。

(3) 移動コンピュータ M は、他の移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ からブロードキャストされた *Prop* メッセージを受信したならば、*Prop* に含まれる M_i と $\overline{M}_{i+1}$ の座標を用いて M が線分 $M_i\overline{M}_{i+1}$ を直径とする円の内部に存在するか確認する。円の内部に含まれるならば、ただちに $\overline{M}_{i+1}$ の識別子を含む *Nack* メッセージをブロードキャストする。

(4) 移動コンピュータ M_i は、$\overline{M}_{i+1}$ からの *Prop* メッセージを受信後、一定時間 τ だけ *Nack* メッセージの受信を待つ。*Nack* メッセージが受信されない

ならば、$\overline{M}_{i+1}$ の識別子を含む *Fin* メッセージをブロードキャストする。

(5) 移動コンピュータ $\overline{M}_{i+1}$ は、M_i からのブロードキャストされた *Fin* メッセージを受信すると *Fin* メッセージに含まれる識別子と自身を比較する。これらが等しくないならば、*Rreq* メッセージを破棄し終了する。

(6) 2 つの識別子が等しいならば、$\overline{M}_{i+1}$ は M_i の次のホップ移動コンピュータとなる。(1)で受信した *Rreq* メッセージに含まれる M_s, Md, M_{i-1}, M_i の座標から線分 M_sMd と線分 $M_{i-1}M_i$ が交わるか否かを計算する。交わるならば、次ホップ移動コンピュータの探索方向を変更する。M_i と $\overline{M}_{i+1}$ の座標を含む *Rreq* メッセージをブロードキャストする。□

5 評価

NB-FACE プロトコルで必要とされる制御メッセージ数を FACA プロトコルと比較評価する。FACE プロトコルでは、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経路のホップ数を h とすると、この経路に沿って *Preq* メッセージを配送するためには h 回のブロードキャストのみが必要とされている。ただし、各移動コンピュータが周期的に自身の座標をすべての隣接移動コンピュータに通知することが必要とされる。したがって、移動コンピュータ数を N、通信要求発生間隔を α_N、座標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、$m_F = h + \alpha_N N/\beta$ となる。一方、NB-FACE プロトコルでは、*Rreq* メッセージを 1 ホップ配送するために、*Rreq* メッセージ、*Rrop* メッセージ、*Fin* メッセージの 3 つの制御メッセージを要する。さらに、Gabriel Graph のリンクを選択するために、次ホップ移動コンピュータとはならない移動コンピュータが *Rreq* メッセージをブロードキャストした場合、*Nack* メッセージ、*Rrop* メッセージの 2 つのメッセージが追加で必要となる。このような移動コンピュータが 1 ホップあたり γ 台存在するとき、1 回の経路探索に要する制御メッセージ数は、$m_N = (3 + 2\gamma)h$ となる。以上により、NB-FACE プロトコルが FACE プロトコルより少ない制御メッセージ数で経路探索できるのは $m_N < m_F$ のとき、すなわち $2\beta(1 + \gamma)h < \alpha_N N$ のときである。ここで、すべての移動コンピュータが同一の間隔 α で通信要求を発生すると仮定すると $\alpha_N = \alpha/N$ となる。したがって、$2\beta(1 + \gamma)h < \alpha$ が $m_N < m_F$ となる条件である。γ と h は、移動コンピュータの密度が高くなる程大きくなると考えられることから、NB-FACE プロトコルは、移動コンピュータの密度が比較的低く、各移動コンピュータの通信要求発生頻度が比較的低い場合に有効であることが分かる。

6 まとめ

本論文では、無線マルチホップ配送において、フラッディングを用いずに隣接移動コンピュータの座標を用いて経路探索を行なう FACE プロトコルを拡張し、各移動コンピュータが隣接移動コンピュータの座標を得ることなく、次ホップ移動コンピュータを決定することができる NB-FACE プロトコルを提案した。提案プロトコルでは、各移動コンピュータが通信要求の有無に関わらずブロードキャスト送信する座標通知制御メッセージを必要とせず、探索経路とその隣接移動コンピュータの一部が制御メッセージを交換することのみで経路検出が可能である。今後は、経路検出に必要な制御メッセージ数とそれによる電力消費削減、周期的な制御メッセージ削減によるデータパケットスループットの向上をシミュレーション実験によって評価する。

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] "Radio Equipment and Systems (RES); HIPERLAN," ETSI Functional Specifications (1995).

[4] 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).

[5] 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).

[6] 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).

[7] Gabriel, K.R. and Sokal, R.R., "A new statistical approach to geographic variation analysis," Systematic Zoology, Vol.18, pp. 259–278 (1969).

[8] 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).

[9] 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).

[10] Ko, Y.B. and Vaidya, N.H., "Location-Aided Routing (LAR) in Mobile Ad Hoc Networks," Proceedings of the 4th International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 66–75 (1998).

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

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

[13] 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).

[14] 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).

[15] Takahashi, H. and Higaki, H., "Extended FACE Routing Protocol for Wireless Sensor Networks," Proceedings of the 1st Korea-Japan Joint Workshop on Ubiquitous Computing and Networking Systems, pp. 515–518 (2005).

[16] Toussaint, G., "The Relative Neightborhood Graph of a Finite Planar Set," Pattern Recognition vol.12, no. 4, pp. 261–268 (1980).

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