

## NB-FACE: 隣接移動コンピュータの位置情報取得を要さない拡張FACE ルーティングプロトコルの改良

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科  
佐藤 健太郎 松垣 博章  
E-mail: {kentaro, 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、通信オーバー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ーヘッドが通信要求の有無に関わらず必要とされる。我々は、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 プロトコルを提案している。しかし、この NB-FACE プロトコルでは、定められたタイムアウトまでに移動コンピュータが否定応答メッセージを送信することが必要とされる一方、タイムアウトを長くすると制御メッセージ数が増加することから、適切なタイムアウトの設定が必要となる。本論文では、NB-FACE プロトコルを拡張し、否定応答メッセージの送信を必要としない手法を提案する。本手法に基づくプロトコルは、従来の NB-FACE プロトコルよりも制御メッセージが削減される可能性がある。

## An Extended NB-FACE(Non-Beacon FACE) Routing Protocol for Reduction of Communication Overhead

Kentaro Sato and Hiroaki Higaki  
Department of Computers and Systems Engineering  
Tokyo Denki University  
E-mail: {kentaro, hig}@higlab.net

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. We have proposed NB-FACE (Non-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. NB-FACE removes constantly transmitted beacon messages to inform location information. However, it requires timeout setting for negative acknowledgement messages according to tradeoff between correctness of the protocol and reduction of communication overhead. In order to solve this problem, this paper proposes an extended NB-FACE protocol which removes negative acknowledgement message transmission within a timeout. It may also reduce number of control messages for route detection.

### 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、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

となる、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、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、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 [7]。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 [2] 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ぬ。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、データパケットを送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。我々は論文 [6] において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 (Non-Beacon FACE) プロトコルを提案した。しかし、NB-FACEプロトコルでは、次ホップ候補移動コンピュータがNACKメッセージを一定時間内に送信するか否かをGabriel Graphの構成辺に含まれるか否かの判定基準としており、適切なタイムアウトの設定を必要とする、制御メッセージ数が増加する、という問題がある。本論文では、これらの問題を解決する拡張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。 $Rreq$  メッセージの配送到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 [1]、COMPASS [10]、FACE [2]、GFG [3]、GPSR [5]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。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Gabriel Graph [4] を用い、GPSRでは、Relative Neighborhood Graph [9] を用いている。これらのプロトコルでは、デッドエンドが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。この問題を解決する手法として、拡張FACEプロトコル [8] などが提案されている。

## 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、 $M_i$ の隣接移動コンピュータ $M_j$ 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 $F_1, \dots, F_f$ 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 $M = \{M_1, \dots, M_m\}$ 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)  $\forall M' \in M$  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つの線分が交わる時、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の集合 $Nei(M_i)$ 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  $M_i M_j$  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  $M_s M_d$  と交わり、以下の条件を満たす部分平面列  $\{F_1^{sd}, \dots, F_t^{sd}\}$  (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  $P_i \in M_s M_d \cap F_i^{sd}$  (線分  $M_s M_d$  と部分平面  $F_i^{sd}$  との共通部分)、点  $P_j \in M_s M_d \cap F_j^{sd}$  ( $1 \leq i, j \leq t$ ) について  $i < j$  ならば  $|M_s P_i| \leq |M_s P_j|$ 。
- (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  $\bar{M}_i \in F_i^{sd} \cap F_{i+1}^{sd}$  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  $\{F_1^{sd}, \dots, F_t^{sd}\}$  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ことによって変えることで実現できる。このプロトコルでは、線分  $M_s M_d$  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。

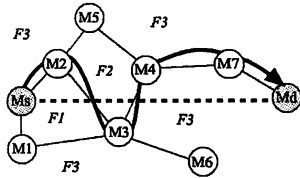


図 1: FACE プロトコル

FACE プロトコルでは、移動コンピュータ  $M_{i-1}$  から受信した  $Rreq$  メッセージを  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  が最小となる  $\bar{M}_{i+1}$  を次ホップ移動コンピュータとすることによって部分平面を構成する辺に沿って  $Rreq$  メッセージを配送することができる。しかし、 $M_i$  がすべての隣接移動コンピュータ  $\bar{M}_{i+1}$  について  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  を計算するためには、 $\bar{M}_{i+1}$  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。

#### 4 NB-FACE プロトコル

前章で述べた問題点を解決するために、論文 [6] 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 (Non-Beacon FACE) プロトコルを提案した。NB-FACE プロトコルでは、 $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  の計算を  $M_i$  ではなく、 $\bar{M}_{i+1}$  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。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  $\bar{M}_{i+1}$  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  $\bar{M}_{i+1}(\bar{x}_{i+1}, \bar{y}_{i+1})$  から  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  を計算する。ただし、 $M_i$  が送信元移動コンピュータ  $M_s$  のときは、 $M_i$  の座標として  $M_s$  の座標、 $M_{i-1}$  の座標として送信元移動コンピュータ  $M_d$  の座標を用いるものとする。

**[ $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1} (= \theta)$  の計算]**

2つのベクトル  $\vec{a}$ 、 $\vec{b}$  を

$$\begin{aligned} \vec{a} &= \overrightarrow{M_i M_{i-1}} = (x_{i-1} - x_i, y_{i-1} - y_i) = (a_x, b_x) \\ \vec{b} &= \overrightarrow{M_i \bar{M}_{i+1}} = (\bar{x}_{i+1} - x_i, \bar{y}_{i+1} - y_i) = (a_y, b_y) \end{aligned}$$

とすると、

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

となる。ただし、

$$\begin{aligned} a_x b_y - a_y b_x > 0 &\text{ であるならば } 0 < \theta \leq \pi \\ a_x b_y - a_y b_x \leq 0 &\text{ であるならば } \pi \leq \theta \leq 2\pi \end{aligned}$$

である。□

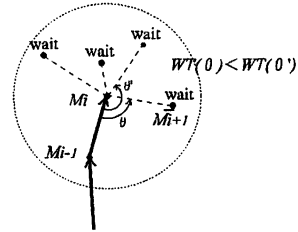


図 2: 待ち時間の設定

各隣接移動コンピュータ  $\bar{M}_{i+1}$  で計算された  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  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 2)。 $\bar{M}_{i+1}$  は、 $M_i$  から  $Rreq$  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 3)。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、 $TW_{i+1} = TW(\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1})$  とするとき、関数  $TW()$  を  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  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  $\bar{M}_{i+1}$  が  $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$  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。

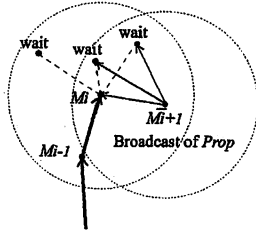


図 3: Prop のブロードキャスト

[ $TW_{i+1}$  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、 $TW_{i+1}$  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、論文 [6] では次式を用いる。

- 探索方向が時計回りのとき  $TW_{i+1} = \alpha(2\pi - \theta)$
- 探索方向が反時計回りのとき  $TW_{i+1} = \alpha\theta$

ただし、 $\alpha > 0$  であり、 $M_{i-1}$  は、 $TW_{i+1} = 2\pi\alpha$  である。  
□

ただし、 $\bar{M}_{i+1}$  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  $M_i\bar{M}_{i+1}$  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  $M_i\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  が送信する Prop メッセージには、 $M_i$  と  $\bar{M}_{i+1}$  の座標  $M_i(x_i, y_i)$ 、 $\bar{M}_{i+1}(\bar{x}_{i+1}, \bar{y}_{i+1})$  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  $M_i\bar{M}_{i+1}$  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  $M_i(x_i, y_i)$ 、 $\bar{M}_{i+1}(\bar{x}_{i+1}, \bar{y}_{i+1})$ 、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  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円の内部に  $M$  が含まれるとき、線分  $M_i\bar{M}_{i+1}$  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  $\angle M_i M \bar{M}_{i+1} = \theta$  が鈍角であることは同値である。したがって、 $M_i(x_i, y_i)$ 、 $\bar{M}_{i+1}(\bar{x}_{i+1}, \bar{y}_{i+1})$ 、 $M(x, y)$  とすると、

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

より、

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

ならば、 $M$  は線分  $M_i\bar{M}_{i+1}$  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 4 に示すように、線分  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円は必ず  $\bar{M}_{i+1}$  の無線信号到達範囲に含まれている。また、 $M$  が線分  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円に含まれているならば、 $M_i$  および  $\bar{M}_{i+1}$  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  $\tau$  が経過しても *Nack* メッセージが受信されないならば、線分  $M_i\bar{M}_{i+1}$  が Gabriel Graph の辺であることを  $M_i$  と  $\bar{M}_{i+1}$  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。

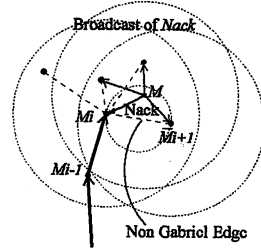


図 4: Nack の送信

ここで、 $M_i$  の無線信号到達範囲には含まれるが、 $\bar{M}_{i+1}$  の無線信号到達範囲には含まれない移動コンピュータ  $M'$  は、 $\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  からの Prop メッセージ受信後  $\tau$  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  $\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  のみが *Rreq* メッセージを転送することが保障される。

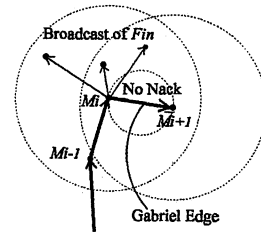


図 5: 次ホップ移動コンピュータの決定

## 5 NB-FACE プロトコルの改良

前章で述べた NB-FACE プロトコルでは、移動コンピュータ  $M_i$  の次ホップ移動コンピュータ候補  $\bar{M}_{i+1}$  が Prop メッセージを送信した後、一定時間  $\tau$  が経過する間に *Nack* メッセージを  $M_i$  が受信しないことによって、 $M_i\bar{M}_{i+1}$  が Gabriel Graph の辺となり、 $\bar{M}_{i+1}$  が  $M_i$  の次ホップとなることを判定している。しかし、この方法には以下の問題点がある。

- 適切な  $\tau$  を定める方法が明らかでない。
- $\tau$  の間に  $\angle M_{i-1}M_iM' - \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} \leq \tau/\alpha$  を満足する移動コンピュータ  $M'$  が Prop メッセージを送信することがある。このとき  $M_i$  は、これらの Prop メッセージも並行に処理しなければならない。このような Prop メッセージを減少させるためには  $\alpha$  を大きくしなければならず、経路探索時間が拡大する。

これらの問題を解決するために、*Nack* メッセージを用いない新しい手法を提案する。ここでは、前章で述べたプロトコル同様、 $M_i$  の無線信号到達範囲内にある移動コンピュータ  $\bar{M}_{i+1}$  は、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、 $TW_{i+1}$  は  $\theta = \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1}$  に対して単調減少し、反時計回りの場合は、単調増加する待ち時間  $TW_{i+1}$  を設定し、 $TW_{i+1}$  経過後に *Prop* メッセージをブロードキャストする。ここで、 $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円の内部に移動コンピュータ  $M'$  が存在するならば、 $\angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} - \pi/2 \leq \angle M_{i-1}M_iM' \leq \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} + \pi/2$  を満足する。 $\angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} \geq \pi/2$  であるならば、 $\angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} - \pi/2 \leq \angle M_{i-1}M_iM' \leq \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1}$  を満たすすべての移動コンピュータ  $M'$  が送信した *Prop* メッセージについて、その送信元移動コンピュータ  $M'$  が  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円の内部に存在しなければ、 $\bar{M}_{i+1}$  を  $M_i$  の次ホップ移動コンピュータと定めることができる。このとき  $M_i$  は、次ホップ移動コンピュータが  $\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  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、 $\bar{M}_{i+1}$  のみが *Rreq* メッセージを転送することが保障される。逆に、ある移動コンピュータ  $M'$  が  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円の内部に存在することが受信した *Prop* から  $M_i$  によって検出された場合には、 $\bar{M}_{i+1}$  は自身を次ホップとする *Fin* メッセージを  $\angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} + \pi/2$  に対して定まる待ち時間経過後に受信せず、他の移動コンピュータを次ホップとする *Fin* メッセージを受信することによって、 $M_i$  の次ホップとならなかったことを知ることができる。

なお、 $0 \leq \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1} < \pi/2$  のとき、 $3\pi/2 \leq \angle M_{i-1}M_iM' < 2\pi$  である  $M'$  が  $M_i\bar{M}_{i+1}$  を直径とする円の内部に存在する可能性がある。そこで、このような  $M'$  は、*Rreq* メッセージ受信後、他の移動コンピュータよりも前に *Prop* メッセージを  $M_i$  に送信することが必要である。そこで、本論文では、*Rreq* メッセージ受信後、*Rreq* メッセージ送信までの  $\bar{M}_{i+1}$  の待ち時間  $TW_{i+1}$  を  $\theta = \angle M_{i-1}M_i\bar{M}_{i+1}$  に対して以下のように定める。

- 探索方法が時計回りのとき、 $\pi/2 < \theta \leq 2\pi$  ならば、 $TW_{i+1} = \alpha'(5\pi/2 - \theta)$ 、 $0 \leq \theta < \pi/2$  ならば、 $TW_{i+1} = \alpha'(\pi/2 - \theta)$ 、ただし、 $\alpha' > 0$  である。
- 探索方向が反時計回りのとき、 $0 \leq \theta < 3\pi/2$  ならば  $TW_{i+1} = \alpha'(\theta + \pi/2)$ 、 $3\pi/2 \leq \theta < 2\pi$  ならば、 $TW_{i+1} = \alpha'(\theta - 3\pi/2)$

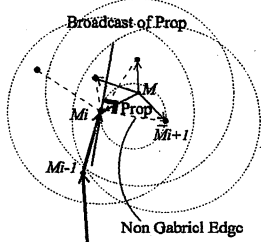


図 6: 次ホップとならない  $\bar{M}_{i+1}$

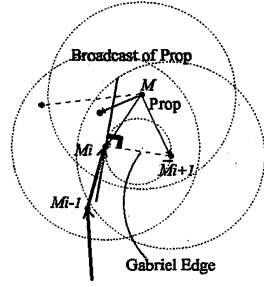


図 7: 次ホップとなる  $\bar{M}_{i+1}$

## 6 評価

改良された NB-FACE プロトコルの性能を改良前のプロトコルと比較評価する。いずれのプロトコルにおいても、 $M_i$  の無線信号到達範囲内にある移動コンピュータ  $M'$  は、 $\angle M_{i-1}M_iM'$  で定められる待ち時間経過後に *Prop* メッセージを送信する。 $\theta = \angle M_{i-1}M_iM'$  が  $\gamma$  番目に小さい  $M'$  が  $M_i$  の次ホップ移動コンピュータとなる ( $M_iM'$  が最初に検出される Gabriel Graph の辺である) とする。NB-FACE プロトコルにおける制御メッセージは、以下の通りである。

- $M_i$  がブロードキャストする *Rreq* メッセージ
- $0 < \angle M_{i-1}M_iM'' < \theta$  を満たす  $\gamma - 1$  台の  $M''$  が送信する *Prop* メッセージとそれに対する *Nack* メッセージ
- $M'$  が送信する *Prop* メッセージ
- 待ち時間  $\tau$  の間に送信される *Prop* メッセージ
- $M_i$  がブロードキャストする *Fin* メッセージ

したがって、総メッセージ数は、

$$M_O = 1 + 2(\gamma - 1) + 1 + m(\theta, \theta + 2\pi/\alpha) + 1 \\ = 2\gamma + m(\theta, \theta + 2\pi/\alpha) + 1$$

となる。ただし、 $\theta_b \leq \angle M_{i-1}M_iM'' \leq \theta_e$  を満足する移動コンピュータ  $M''$  の数を  $m(\theta_b, \theta_e)$  とする。一方、改良された NB-FACE プロトコルにおける制御メッセージは以下の通りである。

- $M_i$  がブロードキャストする *Rreq* メッセージ
- $3\pi/2 \leq \angle M_{i-1}M_iM'' \leq 2\pi$  を満たす  $M''$  が送信する *Prop* メッセージ
- $0 < \angle M_{i-1}M_iM'' < \theta$  を満たす  $\gamma - 1$  台の  $M''$  が送信する *Prop* メッセージ
- $M'$  が送信する *Prop* メッセージ
- $0 \leq \theta < 3\pi/2$  のとき、 $\theta < \angle M_{i-1}M_iM'' < \min(\theta + \pi/2, 3\pi/2)$  を満たす  $M''$  が送信する *Prop* メッセージ
- $M_i$  がブロードキャストする *Fin* メッセージ

したがって総メッセージ数は

$$M_I = 1 + m(3\pi/2, 2\pi) + (\gamma - 1) + 1 \\ + m(\theta, \min(\theta + \pi/2, 3\pi/2)) + 1 \quad (0 \leq \theta < 3\pi/2) \\ M_I = 1 + N + 1 = N + 2 \quad (3\pi/2 \leq \theta \leq 2\pi)$$

となる。 $M_i$  の無線信号到達範囲内にある移動コンピュータ数を  $N$  とし、これらが均一に分布すると仮定すると、

$\gamma = \theta \cdot N / 2\pi$  であることから

$$\begin{aligned} M_O &= \theta/\pi \cdot N + \tau/\alpha \cdot N + 1 \\ M_I &= \theta/2\pi \cdot N + N/2 + 2 \quad (0 < \theta \leq \pi) \\ M_I &= N + 2 \quad (\pi < \theta \leq 2\pi) \end{aligned}$$

となる。結果を図 8 に示す。一方、次ホップ移動コンピュータの決定に要する時間は、NB-FACE プロトコルでは

$$T_O = \alpha\theta + \tau$$

であるのに対して、改良された NB-FACE プロトコルでは、

$$\begin{aligned} T_I &= \alpha(\theta + \pi) \quad (0 < \theta \leq \pi) \\ T_I &= 2\pi\alpha' \quad (\pi < \theta \leq 2\pi) \end{aligned}$$

となる。結果を図 9 に示す。一方、 $M_i$  の次ホップ移動コンピュータ  $M_{i+1}$  について  $\theta = \angle M_{i-1}M_iM_{i+1}$  の分布をシミュレーション実験によって測定した。実験結果として得られた  $\theta$  の分布関数  $F(\theta)$  を図 10 に示す。これらから、制御メッセージ数と次ホップ探索時間の期待値は以下によって計算される。

$$\begin{aligned} \bar{M}_* &= \int_0^{2\pi} f(\theta) M_*(\theta) d\theta \\ \bar{T}_* &= \int_0^{2\pi} f(\theta) T_*(\theta) d\theta \end{aligned}$$

ただし、確率密度関数  $f(\theta) = dF(\theta)/d\theta$  である。

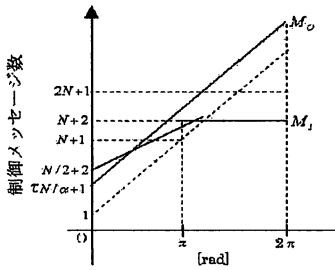


図 8: 制御メッセージ数

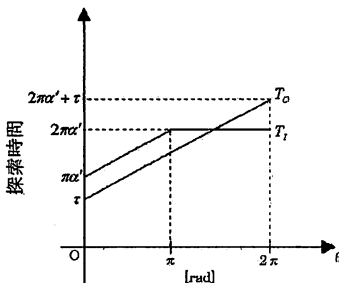


図 9: 次ホップ探索時間

## 7 まとめ

本論文では、Nack メッセージを必要とせず、タイムアウトまでに送信された Rprop メッセージによってのみ次ホップ移動コンピュータが決定可能な拡張 NB-FACE プロトコルを提案し、その性能面の概略について述べた。今後は測定による性能比較を行なう。

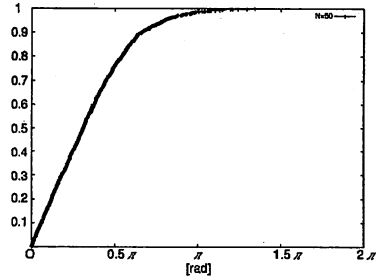


図 10:  $\theta$  の分布 ( $N = 50$ )

## 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] 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).
- [4] Gabriel, K.R. and Sokal, R.R., "A new statistical approach to geographic variation analysis," Systematic Zoology, Vol.18, pp. 259-278 (1969).
- [5] 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).
- [6] Narasawa, M. and Higaki, H., "NB-FACE: No-Beacon FACE Ad-hoc Routing Protocol for Reduction of Location Acquisition Overhead," Proceedings of the International Workshop on Future Mobile and Ubiquitous Information Technologies (to appear).
- [7] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-Wesley (2000).
- [8] Takahashi, H. and Higaki, H., "Extended FACE Routing Protocol for Wireless Sensor Networks," Proceedings of the 17th International Conference on Parallel and Distributed Computing and Systems, pp. 220-224 (2005).
- [9] Toussaint, G., "The Relative Neighborhood Graph of a Finite Planar Set," Pattern Recognition vol.12, no. 4, pp. 261-268 (1980).
- [10] Urrutia, J., "Two Problems on Discrete and Computational Geometry," Proceedings of the Japan Conference on Discrete and Computational Geometry, pp. 42-52 (1999).