

位置情報交換オーバーヘッドを削減したFACE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 梶垣 博章‡ §

1 背景と目的

近年、無線通信デバイスを搭載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においては、高い接続性を維持するために、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通信において、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。本論文では、経路探索要求メッセージ $Rreq$ の到達をフラッディングを用いずに保証するFACEプロトコル [1] を拡張する。 $Rreq$ 転送時の次ホップ中継移動コンピュータの決定に用いられる隣接移動コンピュータの座標を得るための座標通知メッセージを周期的に送信する必要のないNB-FACE (No-Beacon FACE) プロトコルを提案する。

2 従来手法

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 を隣接移動コンピュータ M_j について $M_i M_j$ 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。2辺の交わりが必ず頂点となっている(移動コンピュータが存在する)、という条件を満たすために、以下の条件を満たす Gabriel Graph [2] の辺のみを配送経路として用いることとする。

[Gabriel Graph]

頂点の集合を $\mathcal{M} = \{M_1, \dots, M_m\}$ とするとき、以下の条件を満たす線分 $M_i M_j$ を辺とする図形を Gabriel Graph という。

- (1) $|M_i M_j| \leq h$ を満たす。
- (2) $\forall M' \in \mathcal{M}$ について、 M' は線分 $M_i M_j$ を直径とする円の外部にある。

ここで、任意の移動コンピュータ M_s, M_d について、これらがマルチホップ通信可能であるならば、線分 $M_s M_d$ と交わる部分平面列 $\langle F_1^{sd}, \dots, F_t^{sd} \rangle$ (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。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。そこで、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。

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、 $\angle M_{i-1} M_i \bar{M}_{i+1}$ 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 $Rreq$ 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。これにより、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。

3 提案手法

前章で述べた問題点を解決するために、本論文で提案する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。 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1)。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。

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} を各 \bar{M}_{i+1} が定める(図2)。 \bar{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。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。

[TW_i の計算]

*NB-FACE Routing Protocol: Ad Hoc Routing Protocol For Reduction of Location Acquisition Overhead

†Tokyo Denki University

‡Minami Narasawa and Hiroaki Higaki

§{minami, hig}@higlab.net

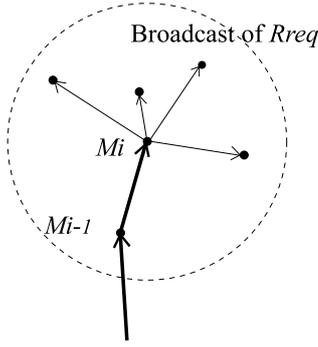


図 1: Rreq のブロードキャスト

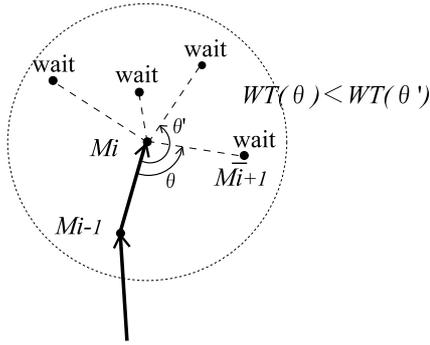


図 2: 待ち時間の設定

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、

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

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。Prop メッセージ受信後、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 \overline{M}_{i+1} が知ることができる。

4 評価

1 回の経路探索に要する制御メッセージ数をシミュレーションにより FACE プロトコルと比較評価する。評価環境は 1 辺 500m の正方形領域に 50~500 台の移動コンピュータを一様分布によりランダムに配置したものであり、すべての移動コンピュータの信号到達範囲は半径 100m の円であるとする。また、FACE プロトコルでは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。この座標通知のためのブロードキャスト間隔を 1s とした。通信要求発生間隔を 1~10s としたときの制御メッセージ数の測定結果を図 3 に示す。

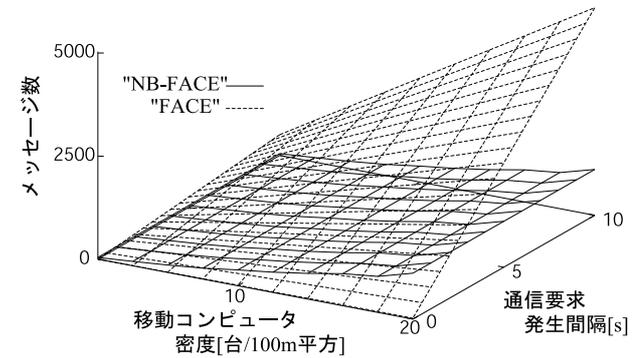


図 3: 制御メッセージ数の比較

NB-FACE は FACE に対して制御メッセージ数を平均 66.3%削減している。FACE では通信要求の有無に関わらず座標通知メッセージが必要となるため、通信要求発生間隔が長くなるほど制御メッセージ数が増加する。これに対し、NB-FACE では通信要求が発生しないときはメッセージの送信を必要としないため、通信要求発生間隔に対して制御メッセージ数は変化しない。以上により、NB-FACE は FACE に対して制御メッセージ数すなわち移動コンピュータの消費電力を大幅に削減する有効な手法であるといえる。

5 まとめ

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。また、経路探索の際に用いられる制御メッセージ数を比較することにより、提案手法の有効性を示した。

参考文献

- [1] 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).
- [2] Gabriel, K.R. and Sokal, R.R., "A new statistical approach to geographic variation analysis," Systematic Zoology, Vol.18, pp. 259-278 (1969).