

5ZA-6 拡張FACEプロトコルによるアドホックルーティング*

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科[†]
高橋 将 高橋 秀彰 松垣 博章^{‡ §}

1 背景と目的

モバイルアドホックネットワークにおけるオンデマンド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 から送信先移動コンピュータ M_d まで経路探索要求メッセージ $Rreq$ を配送することが必要である。多くのルーティングプロトコルにおいて、フラッディングによる実現がなされている。これに対して、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用いることによって $Rreq$ のコピーを必要としないFACEプロトコルが提案されているが、検出される経路のホップ数が大きくなる問題がある。本論文では、FACEプロトコルを拡張し、各部分平面の辺を時計回り、反時計回りに配送される $Rreq$ のコピーを用いることにより、経路探索時間を短縮し、検出経路長を縮小する。さらに、Gabrielグラフの適用によって拡大した検出経路長を縮小する手法を導入する。

2 従来手法

移動コンピュータ群 $\mathcal{M} = \{M_0, \dots, M_m\}$ からなるアドホックネットワークにおいて、 M_s から M_d への配送経路を探索する。このとき、 $Rreq$ を M_s から M_d まで配送する。 $Rreq$ を配送した各移動コンピュータが自身のアドレスを $Rreq$ に記録することによって、経路 R を得ることができる。DSR [2] 等のプロトコルでは、 $Rreq$ を M_s からフラッディングすることによって M_d まで配送する。これらのプロトコルを用いると、原理的には M_s から M_d への最短経路を検出する。しかし、ネットワーク内のすべてのリンクを通じて $Rreq$ が配送され、すべての移動コンピュータにおいて受信した $Rreq$ の処理が必要となる。これに対して、 $Rreq$ の配送をユニキャストで実現する、すなわち、 $Rreq$ のコピーを生成することなく配送する手法として、FACEプロトコル [1] が提案されている。FACEプロトコルは、各移動コンピュータが自身と隣接移動コンピュータの位置情報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、転送先移動コンピュータを決定できないデッドエンドが発生しない。各移動コンピュータ M_i は、GPS等によって自身の位置情報を取得している。また、メッセージを直接交換することが可能な隣接移動コンピュータの集合を $Nei(M_i)$ で表す。このとき、 $M_j \in Nei(M_i)$ の位置情報も M_i は取得しているとする。さらに、 M_d の位置情報も取得、保持しているものとする。ここで、 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、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。

これを回避するために、以下の条件を満たす Gabriel グラフの辺のみを配送経路として用いることとする。

[Gabriel グラフ]

頂点の集合を $\mathcal{M} = \{M_1, \dots, M_m\}$ とするとき、 $\forall M' \in \mathcal{M}$ について、 M' は線分 M_iM_j を直径とする円の外部にある、という条件を満たす線分 M_iM_j を辺とする図形を Gabriel グラフという。

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 $\langle F_1, \dots, F_t \rangle$ (ただし、 $M_s \in F_1$ かつ $M_d \in F_t$) 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 $P_i \in M_sM_d \cap F_i$ (線分 M_sM_d と部分平面 F_i との共通部分)、点 $P_j \in M_sM_d \cap F_j$ ($1 \leq i, j \leq t$) 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、 $F_i \cap F_{i+1} \neq \phi$ 。□

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、 $Rreq$ 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 の辺に沿って $Rreq$ を配送する。
- (2) F_i の辺に沿って $Rreq$ を配送しているとき、移動コンピュータ $\overline{M_i} \in F_i \cap F_{i+1}$ が $Rreq$ を受信したならば、以降 F_{i+1} の辺に沿って $Rreq$ を配送する。□

3 提案手法

FACEプロトコルでは、線分 M_sM_d が貫く部分平面列を順に F_1, \dots, F_t とするとき、 F_{2i+1} の辺を反時計回りに、 F_{2i} の辺を時計回りに (あるいはその逆に) 巡るようにメッセージを配送することによって 100% の到達性を実現している。ところが、図 1 に示すように、 M_s における配送方向の選択によって得られる経路のホップ数が異なる結果となる。しかし、隣接コンピュータの座標のみが取得可能であるという前提においては、経路長の小さい配送方向を M_s が決定することは不可能である。

本論文では、図 2 に示すように、 M_s およびFACEプロトコルに従って送信したメッセージがユニキャスト配送される辺と M_sM_d とが交わる移動コンピュータ M_i が、次に辺に沿ってメッセージが配送される部分平面の辺上を時計回り、反時計回り、両方向にメッセージを送信することによって $Rreq$ のコピーがより短い経路を通して M_d に配送される拡張FACEプロトコルを提案する。ここで、 M_i は自身およびすべての隣接移動コンピュータの位置情報を保持していることから、メッセージに M_s と M_d の位置情報をビギンバックすることによって、「 $\exists M_j \in Sel_Nei(M_i), M_iM_j$ と M_sM_d が交わる」となる M_j を決定することが可能である。そこで、 M_i の送信先移動コンピュータ M_j がこの条件を満たすとき、 M_i は M_j に $Rreq$ のコピーをユニキャスト送信

* Ad hoc Routing based on Extended FACE Protocol

[†] Tokyo Denki University

[‡] Susumu Takahashi, Hideaki Takahashi and Hiroaki Higaki

[§] {susumu,hig}@higlab.k.dendai.ac.jp,

01sk062@ed.ccs.dendai.ac.jp

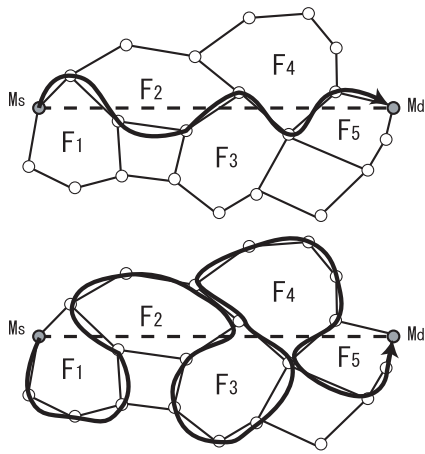


図 1: FACE プロトコルによる経路検出

するとともに、次に $M_s M_d$ が貫く部分平面の M_i の隣接コンピュータのうち M_j でないもの $\overline{M_j}$ にも $Rreq$ のコピーをユニキャスト送信する。 M_j と $\overline{M_j}$ にユニキャスト送信した $Rreq$ の配送方向を異なるものとする事によって、部分平面の辺上を時計回り、反時計回りに同時配送する。その結果、次の部分平面との共有点に先に到達した $Rreq$ のコピーがその部分平面上を配送されることになる。これによって、 M_s から M_d に至る線分 $M_s M_d$ が貫く各部分平面の辺をそれぞれ 1 つ以上含む最短の経路に沿って $Rreq$ メッセージを配送することが可能となる。

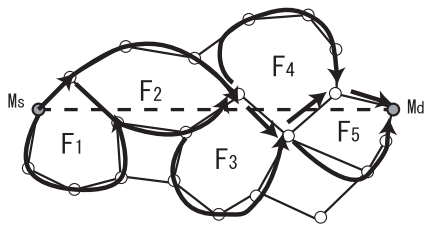


図 2: 拡張 FACE プロトコルによる経路検出

拡張 FACE プロトコルを用いることによって、 $Rreq$ は $M_s M_d$ が貫く部分平面を順に辿るという条件のもとで最短経路を得ることができる。このときに得られた経路上の移動コンピュータの列を $R = \langle M_0 = M_s, M_1, \dots, M_{l-1}, M_l = M_d \rangle$ とする。 R の検出において Gabriel グラフを用いていることから、 $\exists M_i \in R$ について $M_j (j > i + 1)$ が M_i の信号到達範囲内に存在することがある。これは、Gabriel グラフ作成時に線分 $M_i M_j$ が取り除かれたためである。そこで、 R を得た M_d では、このような M_i, M_j に対して、 $M_k (i < k < j)$ を R から取り除くことによって、 $R' \subset R$ なる短縮経路を構成することが可能である。 M_i と M_j の対の選択方法は複数存在するが、 M_d ではそのすべてを計算し、経路長が最短となる短縮経路 R^{min} を決定することができる。この R^{min} を $Rreq$ メッセージにピギーバックし、 R^{min} に従って $Rreq$ を配送することで、 M_s から M_d へのメッセージ配送をソースルーティングやネクストホップによって実現できる。

4 評価

提案プロトコルの有効性をシミュレーションによって評価する。評価環境は 1 辺 200m の正方形領域に 20 台 ~ 100 台の移動コンピュータを一様分布に基づいて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無線信号到達範囲は半径 50m の円であるとする。送信元移動コンピュータ、送信先移動コンピュータの対をランダムに選択し、DSR、FACE、拡張 FACE の 3 つのプロトコルを用いる場合の $Rreq$ メッセージ配送によって検出される経路の長さ (ホップ数) を測定した。また、拡張 FACE については、経路短縮によって得られた経路長 (アプリケーションメッセージは、この経路を用いて配送される) についても示している。図 3 に示すように、拡張 FACE ($Rreq$) は FACE と比べて検出経路のホップ数を 53.6% 縮小している。すなわち、46.4% の時間で $Rreq$ の配送を終了している。また、経路短縮の手続きによって、37.5% の短縮が実現されている。この結果、アプリケーションメッセージの配送に用いられる経路の長さは、DSR によって検出される経路の長さの 1.8% 増にとどまっている。提案手法は、フラッディングを用いないことから、DSR に対してメッセージ数を大幅に削減していることを考慮すると、有効な手法であると結論づけることができる。

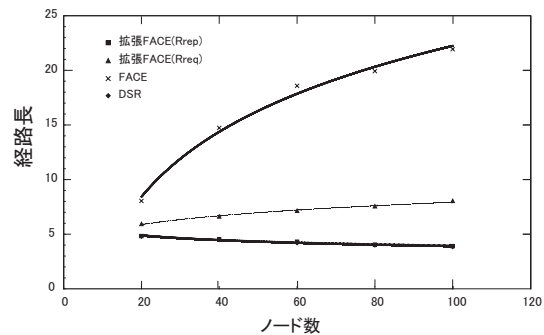


図 3: 検出経路長

5 まとめ

本論文では、FACE プロトコルを拡張し、100% の到達性を保ちつつ、より短い配送経路と検出できるプロトコルを設計し、その有効性をシミュレーション実験によって明らかにした。FACE プロトコルの 3 次元空間への拡張である CUBE プロトコル [3] に提案手法を適用することが今後の課題である。

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] 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).
- [3] 高橋, 松垣, "空間内に分布する移動コンピュータのためのルーティングプロトコル," 情処研報, vol.2002, No.49, pp. 19-24 (2002).