

センサネットワークのための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 秀彰 小野 真和 桧垣 博章^{‡ §}

1 背景と目的

無線通信機能を有する多数のセンサノードによって広域の情報収集を可能とするセンサネットワークは、様々な分野への応用が期待されている [1]。各センサノードが取得した情報は固定基地局を通してサーバコンピュータへ配送されるが、センサノードの分布が広域に渡ること、各センサノードのバッテリー容量が小さいことから、無線信号が常に基地局に直接配送できるとは限らない。このため、センサノード群による無線マルチホップ配送が必要であり、各センサノードから固定基地局への配送経路を決定するルーティングプロトコルが必要である。本論文では、配送経路の探索を要求する制御メッセージ $Rreq$ をフラッディングを用いずにユニキャスト配送のみでセンサノードから固定基地局へと配送することで制御メッセージ数を削減し、最短経路と同程度の長さの経路を検出するルーティングプロトコルを提案する。

2 従来手法

センサノード群 $S = \{S_0, \dots, S_n\}$ と基地局 B となるセンサネットワークにおいて、各センサノード S_i から B への無線マルチホップ配送による経路探索を考える。ここで、 B の位置は固定であり、あらかじめ各 S_i が得ることができる。一方、各 S_i の位置をあらかじめ決定し、その位置に配置する確定的配置は、配置コストが大きいこと、 S_i の位置が経時的に変化することから、特に大規模なセンサネットワークでは有効な方法とは言えない。これに対して論文 [2] では、確率的配置が議論されている。ここでは、各 S_i の初期位置をあらかじめ与えることはできない。また、各 S_i の位置は時間とともに変化することが考えられ、センサの種類によっては、センサノードが自律的に移動することも考えられる。また、一部の S_i が故障やバッテリー切れによって機能しなくなる場合も想定する必要がある。そこで、 S_i から B までの経路を通信要求が発生した際に探索、検出するオンデマンドアドホックルーティングプロトコルの適用が必要である。ここでは、経路探索要求メッセージ $Rreq$ を送信元センサノード S_s から B 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、経路を得ることができる。DSR [4] 等のプロトコルでは、 $Rreq$ を S_s からフラッディングすることによって B 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 S_s から B 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、すべてのセンサノードにおいて受信した $Rreq$ 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し、 $Rreq$ 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 [3] が提案されている。FACE プロトコルは、

各センサノードが自身および隣接するセンサノードの位置情報を用いて転送先センサノードを決定する分散的手法であるにも関わらず、転送先センサノードを決定できないデッドエンドが発生しない。各センサノード S_i は、GPS 等によって自身の位置情報を取得可能であることを仮定する。また、 S_i とメッセージを直接交換することが可能な隣接センサノードの集合を $Nei(S_i)$ で表す。このとき、 $S_j \in Nei(S_i)$ の位置情報も S_i は取得しているとする。さらに、 B の位置情報も取得、保持しているものとする。ここで、 S_i を頂点、 $S_j \in Nei(S_i)$ について線分 $S_i S_j$ 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 $S = \{S_1, \dots, S_m\}$ とするとき、 $\forall S' \in S$ について、 S' は線分 $S_i S_j$ を直径とする円の外部にある、という条件を満たす線分 $S_i S_j$ を辺とする図形を Gabriel グラフという。□

ここで、線分 $S_s B$ 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、 $S_s \in F_1$ かつ $B \in F_t$) 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 $P_i \in S_s B \cap F_i$ (線分 $S_s B$ と部分平面 F_i との共通部分)、点 $P_j \in S_s B \cap F_j$ ($1 \leq i, j \leq t$) について $i < j$ ならば $|S_s P_i| \leq |S_s P_j|$ 。
- (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 S_s から B へ配送することができる。

[FACE プロトコル (概略)]

- (1) S_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、センサノード $\bar{S}_i \in F_i \cap F_{i+1}$ 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 $S_s B$ 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、 S_s における配送方向の選択によって得られる経路の長さが異なる。しかし、隣接センサノード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 S_s が決定することは不可能である。本論文では、図 1 に示すように、 S_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 $S_s B$ とが交わるセンサノード S_i が、次に辺に沿ってメッセージが配送される

* Ad hoc Routing for Sensor Networks

[†] Tokyo Denki University

[‡] Hideaki Takahashi and Hiroaki Higaki

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

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 B に配送される拡張 FACE プロトコルを提案する。ここで、 S_i は自身およびすべての隣接センサノードの位置情報を保持していることから、 $Rreq$ に S_s と B の位置情報をピギーバックすることによって、「 $\exists S_j \in Nei(S_i), S_i S_j$ と $S_s B$ が交わる」となる S_j を決定することが可能である。そこで、 S_i の転送先センサノード S_j がこの条件を満たすとき、 S_i は S_j に $Rreq$ のコピーをユニキャスト送信するとともに、次に $S_s B$ が貫く部分平面の S_i の隣接センサノードのうち S_j でないもの $\overline{S_j}$ にも $Rreq$ のコピーをユニキャスト送信する。 S_j と $\overline{S_j}$ 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ことによって、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、 S_s から B に至る線分 $S_s B$ 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。拡張 FACE プロトコルを用

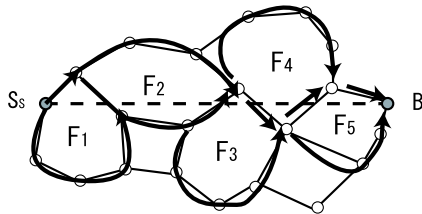


図 1: 拡張 FACE プロトコルによる経路検出

いることによって、 $Rreq$ は $S_s B$ 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送信元センサノードの列を $R = \langle S_0 = S_s, S_1, \dots, S_{l-1}, S_l = B \rangle$ 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、 $\exists S_i \in R$ について $S_j (j > i + 1)$ が S_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 $S_i S_j$ が取り除かれたためである。そこで、 R を得た B では、このような S_i, S_j に対して、 $S_k (i < k < j)$ 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。 S_i と S_j の対の選択方法は複数存在するが、 B 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、 S_s から B 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ルーティング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 台のセンサノードを一様分布に基づいてランダムに配置したものであり、すべてのセンサノードの無線信号到達範囲は半径 50m の円であるとする。ランダムに位置を定めた固定基地局に対して、送信元センサノード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 $Rreq$ メッセージ配送に要するメッセージ数と検出される経路の長さ (ホップ数) を測定した。メッセージ数の測定結果を図 2 に示す。FACE、拡張 FACE においては、フラッディングを

用いる DSR に比べて格段に少ないメッセージ数しか必要としない。また、拡張 FACE は、FACE の約 2 倍のメッセージを要するが、これは各部分平面の辺上を時計回り、反時計回りに同時に $Rreq$ を配送するためである。この方法を用いることにより、図 3 に示すように、拡張 FACE は FACE と比べて検出経路のホップ数を 53.6% 縮小している。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。

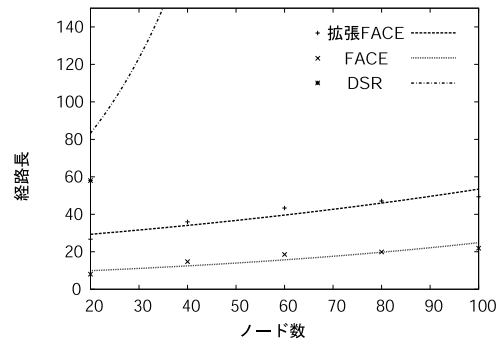


図 2: メッセージ数の測定結果

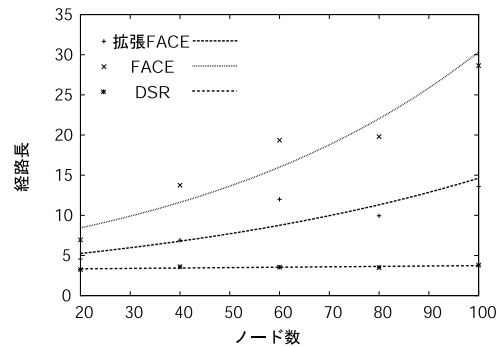


図 3: 検出経路長の測定結果

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、より短い配送経路を検出できるセンサネットワークのためのルーティング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。

参考文献

- [1] Culler, D.E. and Hong, W., "Wireless Sensor Networks," *Communicating of the ACM*, Vol. 47, No. 6, pp. 30–33 (2004).
- [2] 石塚, 会田, "センサネットワークにおけるべき配置の実現方法に関する検討," *信学技報*, Vol. 104, No. 437, pp. 25–29 (2004).
- [3] 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).
- [4] 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).