

FACEの配送遅延を短縮するFast-FACEプロトコル

江崎 智和^{1,a)} 松垣 博章^{1,b)}

概要：隣接無線ノードとの位置情報交換のみを行なうトポロジ管理オーバーヘッドの小さな位置ベースアドホックルーティングプロトコルであるFACEは、データメッセージの複製を用いずに送信先無線ノードへの到達を保証している。しかし、他のプロトコルに比べて配送遅延が長く、その標準偏差が大きいという問題がある。これは、ガブリエルグラフが構成する各領域におけるデータメッセージ配送方向によって配送経路長が異なることによるものである。本論文では、データメッセージの複製を各領域において両方向に配送するFast-FACEを提案する。Fast-FACEでは、送信先無線ノードへ到達しない複製メッセージは配送経路上で破棄され、複製データメッセージ間の干渉を配送情報を重畳したデータメッセージのブロードキャスト送信によって解決している。シミュレーション実験により、FACE、GPSRと比較して、Fast-FACEが配送遅延とその標準偏差の双方を低減していることが明らかになった。

キーワード：アドホックネットワーク, 位置ベースルーティング, FACE, GPSR

Fast-FACE Protocol for Reduction of Transmission Delay in FACE Protocol

TOMOKAZU EZAKI^{1,a)} HIROAKI HIGAKI^{1,b)}

Abstract: In FACE-2 ad-hoc routing protocol, though each intermediate node only requires location information of a source node, a destination node and its neighbor nodes to determine its next-hop node and a data message is unicasted, it surely reaches the destination node without deadend. However, the data message tends to detour and its transmission delay tends to be longer. For achieving shorter transmission delay, this paper proposes Fast-FACE protocol in which replicated data messages which do not reach the destination node surely discarded and interferences among replicated data messages causing longer transmission delay are solved by broadcast transmissions of data messages with multiple transmission information. Simulation experiments show that data messages are transmitted along shorter wireless multihop transmission routes in Fast-FACE. It also improves transmission delay of data messages; i.e. shorter and more stable transmission delay is achieved than the original FACE and GPSR.

Keywords: MANETs, Location-Based Routing, FACE, GPSR

1. はじめに

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。また、無線通信機能を搭載したセンサノードにより広域データを継続的に収集するセンサネットワークの研究開発が活発に行なわれている[3]。一般的に無線ノードの電力は電池によって供給され、その容量が限られていることから、無線ノード間の通信は、他の無線ノードがデータメッセージを中継する無線マルチホップ通信によって実現される。そこで、アドホックネットワーク、センサネットワー

ク、メッシュネットワークなどの無線マルチホップネットワークを対象として、無線マルチホップ通信を用いてデータメッセージを配送するためのルーティングプロトコルが研究開発されている[10]。特に、消費電力削減のために制御メッセージを削減したルーティングプロトコルが必要であり、各無線ノードがGPSデバイスを備えていることを前提として、制御メッセージのフラッディングを用いないFACE[2]、GPSR[7]、GEDIR[9]、COMPASS[8]等が提案されている。

これらのプロトコルでは、ルーティングプロトコルによって検出した無線マルチホップ配送経路に沿ってデータメッセージ群を配送するDSR[4]やAODV[11]と異なり、各データメッセージがそれぞれ異なるマルチホップ配送経路に沿って配送される。前ホップから転送されたデータメッセージを受信した中継無線ノードは、局所的な位置情報、すなわち、送信元無線ノード、送信先無線ノード、自無線ノードおよび隣接無線ノードの位置情報のみを用い

¹ 東京電機大学大学院未来科学研究科ロボット・メカトロニクス学専攻
Department of Robotics and Mechatronics, Tokyo Denki University

a) ezaki@higlab.net

b) hig@higlab.net

て次ホップ無線ノードを決定し、データメッセージを転送する。このとき、各無線ノードは、隣接無線ノードの位置情報を取得する必要がある、また、隣接無線ノードの位置情報のみを取得すればよい。これは、各無線ノードがGPSデバイスを用いて取得した自身の位置情報を含むビーコンメッセージを定期的に自身の無線信号到達範囲に含まれる隣接無線ノードへブロードキャスト送信することによって実現できる。

FACEは、GEDIRやCOMPASSと異なり、送信元無線ノードから送信先無線ノードまでの無線マルチホップ配送経路が存在するならば、そのうちのひとつに沿ってデータメッセージを送信先無線ノードまで必ず到達させることができる到達保証型のルーティングプロトコルである。しかし、局所的な位置情報のみを用いて次ホップ無線ノードを決定するため、データメッセージの配送経路は他のアドホックルーティングプロトコルと比べて長くなる傾向があり、配送遅延の延長が問題となる。本論文では、この問題を解決する手法を考案することを目的とする。なお、GPSRの迂回モードはFACE-2と原理的に同一のものであり、本論文で提案する手法をそのまま適用することが可能である。

2. 関連研究

2.1 位置ベースアドホックルーティングプロトコル

無線マルチホップネットワークでは、送信元無線ノード $N^s (= N_0)$ から送信先無線ノード $N^d (= N_n)$ まで中継無線ノード N_i の列で構成された無線マルチホップ配送経路 $R = \{N_0 \dots N_n\}$ に沿ってデータメッセージが配送される。ここで、各 N_{i+1} は N_i の無線信号到達範囲に含まれることが必要である。AODVやDSR等のアドホックルーティングプロトコルでは、経路探索要求メッセージ $Rreq$ のフラッディングを用いることによって、各無線ノードの位置情報を用いることなく存在する無線マルチホップ配送経路を必ず検出する。しかし、アドホックネットワーク全域に渡るフラッディングの通信オーバーヘッドは大きく、フラッディングのTTLを適切に定めることも容易ではない。さらに、データメッセージ群の配送時間に対して十分長い時間だけ検出された無線マルチホップ配送経路が切断されない安定性がない場合には、経路切断に対処するための経路修復や経路再探索が必要となる。このため、無線ノードの移動速度や移動頻度、故障頻度等に比較的厳しい制約が課される。

一方、無線ノードがGPSデバイスを備えており、自身の位置情報が取得可能であることを前提としたFACE、GPSR、GEDIR、COMPASS等の位置ベースアドホックルーティングプロトコルでは、各データメッセージごとに無線マルチホップ配送経路が定まることから、高移動速度、高移動頻度の無線ネットワーク環境への適用性が高い。これらのプロトコルでは、送信元無線ノードおよび前ホップ隣接無線ノードからデータメッセージを受信した無線ノードは、局所的な位置情報、すなわち、自身の位置情報、隣接無線ノードの位置情報、送信元無線ノードの位置情報、送信先無線ノードの位置情報のみから、それぞれのプロトコルで定められたアルゴリズムによって次ホップ隣接無線ノードを選択し、データメッセージを転送する。ここで、GEDIR、COMPASS、およびGPSRの貪欲モード等では、送信元無線ノードから送信先無線ノードまでの無線マルチホップ配送経路が存在するにも関わらず、中継無線ノードが次ホップ隣接無線ノードを選択できないデッドエ

ンドが発生することがある。これは、これらのプロトコルにおける次ホップ選択アルゴリズムが局所的な位置情報に基づいた貪欲アルゴリズムであることによるものである。一方、FACEおよびGPSRの迂回モードでは、全域的な無線ノード位置情報を用いないにも関わらず、デッドエンドが発生しない。すなわち、送信元無線ノードから送信先無線ノードへの無線マルチホップ配送経路が存在する場合には、データメッセージは必ずそのいずれかに沿って配送される。

2.2 FACE ルーティングプロトコル

FACEは、各中継無線ノードが全域的な位置情報を取得する必要がなく、各中継無線ノードが自身と自身の隣接無線ノードの位置情報を用いて次ホップ隣接無線ノード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。また、各無線ノードがデータメッセージ配送に要する記憶領域は配送途中のデータメッセージを保持するバッファのみである。ここでは、FACEプロトコルの概要を述べる。

図1に示すように、無線マルチホップネットワークは各無線ノード N_i を頂点、各無線リンク $\langle N_i N_j \rangle$ を辺とするグラフに対応させることができる。ここで、無線ノード N_i と N_j の距離 $|N_i N_j|$ が無線信号到達距離 R 以下であるならば $\langle N_i N_j \rangle$ が存在し、 N_i と N_j は互いに隣接無線ノードであるという^{*1}。このとき、図1のグラフのように、2辺の交点が存在することがある。FACEではこの交点を除去するために、互いに交わる2辺の少なくとも一方を除去することによって平面的グラフである全域部分グラフを構成する。このようなグラフには、ガブリエル部分グラフや相対近傍グラフがあり、FACEプロトコルでは前者が用いられる[5]。

[ガブリエル部分グラフ]

頂点の集合を $\mathcal{N} = \{N_1, \dots, N_m\}$ とするとき、以下の条件を満たす線分 $N_i N_j$ のみを辺とする平面的グラフをガブリエル部分グラフという。

- (1) $|N_i N_j| \leq R$ である。
- (2) $\forall N' \in \mathcal{N}$ について、 N' は線分 $N_i N_j$ を直径とする円の外部にある。□

図1に示す無線マルチホップネットワークでは、図2の破線に示す無線リンクが削除されたガブリエル部分グラフが構成される。

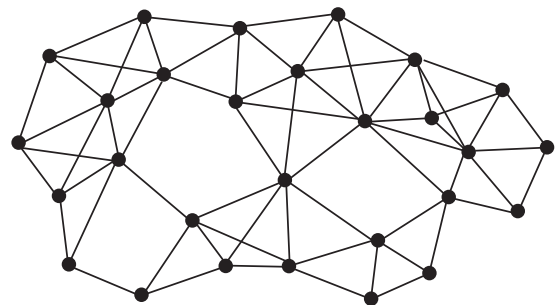


図1 無線マルチホップネットワーク

ガブリエル部分グラフによって平面全体は有限個の領域に分割される。互いに隣接する2つの領域は辺とその頂点のみを共有する。送信元無線ノード N^s から送信先無線ノード N^d までの無線マルチホップ配送経路が存在するな

^{*1} 本論文では、すべての無線リンクが双方向であることを仮定する。

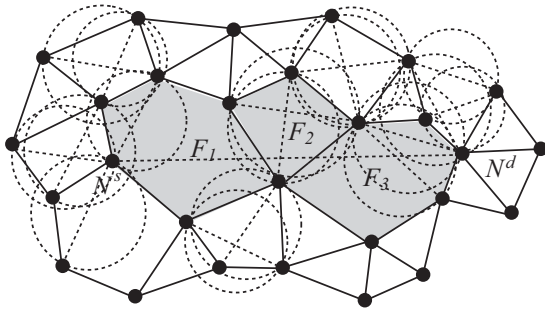


図2 無線リンク除去によるガブリエルグラフの導出

らば、線分 $N^s N^d$ と交わる複数の領域はすべて単連結な多角形であり、 N^s または N^d を含まない領域は、線分 $N^s N^d$ と交わる隣接領域を少なくとも2つ持つ。例えば図2では、線分 $N^s N^d$ と交わる領域は F_1, F_2, F_3 であり、これらの領域はすべて単連結な多角形である。 N^s と N^d を含まない領域は F_2 であり、 F_1 と F_3 がその隣接領域である。

ここで、各領域の辺の長さは R 以下であり、隣接する頂点对応する無線ノードは互いに無線信号到達範囲内に位置している。したがって、データメッセージを各領域の辺に沿って配送することが可能である。FACE では、線分 $N^s N^d$ と交わる領域の辺に沿ってのみデータメッセージを配送する。以下に示す FACE-1 では、データメッセージ m を各領域のすべての辺に沿って配送することで、線分 $N^s N^d$ との交点が最も N^d に近い辺を探索し、その辺を共有する隣接領域の辺に沿って m を配送することを繰り返す。これによって、図3に示すように m を N^s から N^d へと配送する。

[FACE-1 プロトコル]

```

 $p \leftarrow N^s$ 
repeat
   $F \leftarrow p$  を境界に含み線分  $p N^d$  と交わる領域
  foreach  $F$  の辺  $NN'$ 
    if  $NN'$  が線分  $p N^d$  と  $p'$  で交わり  $|p' N^d| < |p N^d|$ 
       $p \leftarrow p'$ 
    end if
  end foreach
until  $p = N^d$ 
□

```

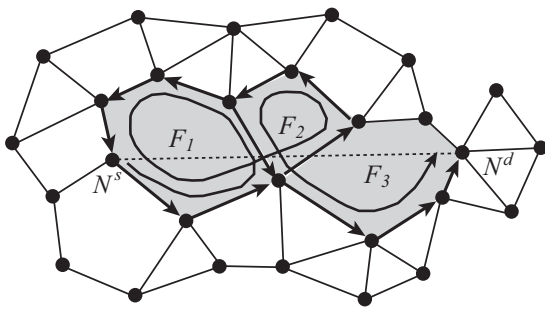


図3 FACE-1 プロトコル

領域の辺に沿ったデータメッセージ配送は、隣接無線ノードの位置情報のみを用いて以下のように行なう。図4に示すように、前ホップ無線ノード N_{i-1} からデータメッセージ m を受信した無線ノード N_i は、各隣接無線ノード N と N_i とを結ぶ線分 NN_i がガブリエル部分グラフの辺となっているかを判定する。これは線分 NN_i を直径とする円の内部に他の無線ノードが含まれるかを調べればよ

く、この円全体が N_i の無線信号到達範囲に含まれていることから、隣接無線ノードの位置情報のみによって判定可能である。ガブリエル部分グラフの辺 NN_i の端点である隣接無線ノード N のうち、 m を領域の辺を時計廻り方向に配送している場合には $\angle N_{i-1} N_i N$ が最小となる N を、反時計廻り方向に配送している場合には $\angle N_{i-1} N_i N$ が最大となる N を N_i の次ホップ無線ノードとする。このようにして、局所的な位置情報のみによって N_i の次ホップ無線ノードが決定される。

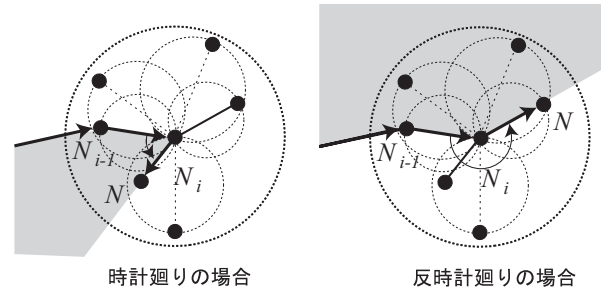


図4 FACE プロトコルにおける次ホップ決定

FACE-1 では、 m が線分 $N^s N^d$ と交わる各領域のすべての辺を配送されるため配送経路長が拡大し、配送遅延が延長する。この問題を解決する手法として FACE-2 が提案されている。FACE-2 では、FACE-1 と同様に m を各領域の辺に沿って配送することで線分 $N^s N^d$ と交わる最初の辺を探索し、その辺を共有する隣接領域の辺に沿って m を配送することを繰り返す。これによって、図5に示すように各領域の一部の辺のみを m が配送されることとなり、配送経路長の縮小、配送遅延の短縮が実現できる。なお、各領域における m の配送方向は任意であるが、領域を転送されるごとに時計廻り方向と反時計廻り方向とを交互に繰り返す手法が提案されている。

[FACE-2 プロトコル]

```

 $p \leftarrow N^s$ 
repeat
   $F \leftarrow p$  を境界に含み線分  $p N^d$  と交わる領域
  線分  $p N^d$  と  $p' \neq p$  で交わる  $F$  の辺  $NN'$  を検出
   $p \leftarrow p'$ 
until  $p = N^d$ 
□

```

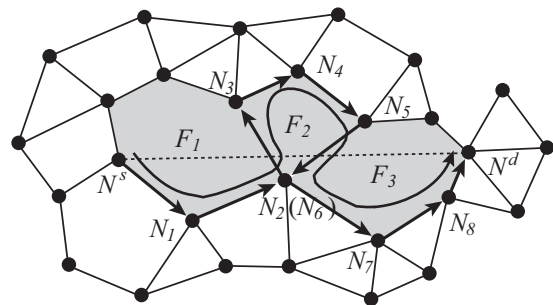


図5 FACE-2 プロトコル

2.3 配送遅延短縮手法

FACE では、線分 $N^s N^d$ と交わる各領域の辺に沿ってデータ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。しかし、FACE ではガブリエル部分グラフを配送経路決定の基礎としているため、比較的長い無線リンクが除去され、配送経路長が増加し、配送遅延が延長するという問題がある。GPSR では、貪欲モードと迂回モードを組み合わせることでこれらの問題を低減している。また、SkipFACE [6] では、各領域のすべての頂点に対応する中継無線ノードを経由せず、条件を満たす場合にはスキップする手法を導入している。一方、FACE-2 は FACE-1 よりも配送遅延を短縮しているものの、 N^s が選択したデータメッセージ m の配送経路方向によって配送経路長が異なるという問題がある。図 6 上に示すように、 N^s が m を時計廻り方向に送信した場合、 m は 7 ホップで N^d に到達する。しかし、図 6 下に示すように、 N^s が m を反時計廻り方向に送信した場合、 m が N^d に到達するまでに 23 ホップを要する。これは、 N^s および各中継無線ノードが全域的な位置情報を取得せず、局所的な位置情報のみによって次ホップ無線ノードを決定することによるものであり、より短い経路が得られる配送方向を各無線ノードが選択することは不可能である。

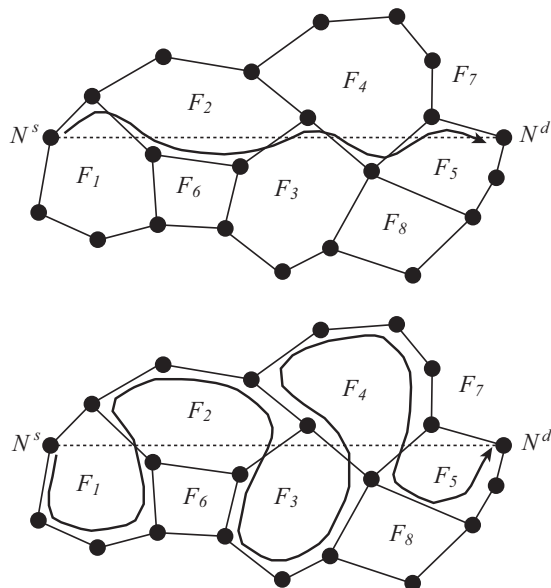


図 6 FACE プロトコルによる経路検出 (1)

さらに、図 7 においては、配送経路長がそれぞれ 7 ホップと 34 ホップとなり、その差が拡大する。これは、領域 F_4 が開いた領域となっているためである。論文 [1] では、GPSR の迂回モードを対象として、この領域 F_4 のような開いた領域においては、隣接領域との共有辺までの配送経路が短い配送方向を選択する手法が提案されている。しかし、この手法では、各無線ノードが開いた領域の頂点となっているかを常時検証し、そうである場合には、その領域の頂点である隣接無線ノードと制御メッセージを交換し続けることが必要である。この制御メッセージの交換は、データメッセージ配送の有無とは無関係に行なうことが求められ、通信オーバーヘッドの拡大は避けられない。また、自身が開いた領域の頂点となっているか否かという状態情報、頂点となっている場合にはその隣接無線ノードの識別子情報等を保持する状態変数を必要とする。このため、無線ノードが通信バッファ以外の継続的な状態情報を保持す

る状態変数を必要とせず、トポロジ管理オーバーヘッドが小さいという FACE, GPSR 等の位置ベースアドホックルーティングプロトコルの利点が損われる。

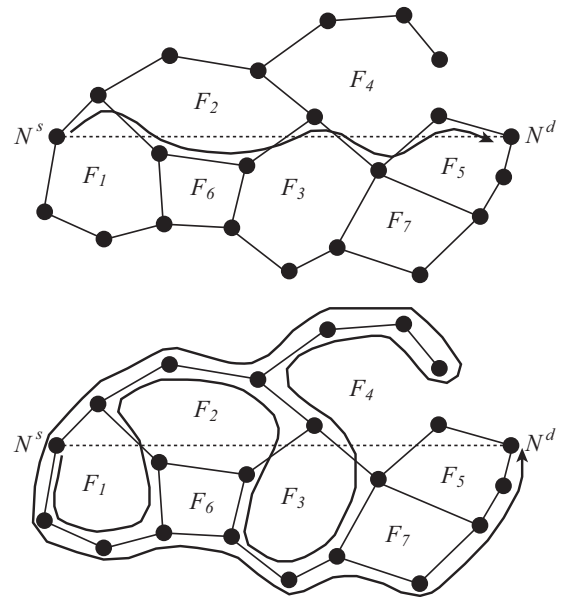


図 7 FACE プロトコルによる経路検出 (2)

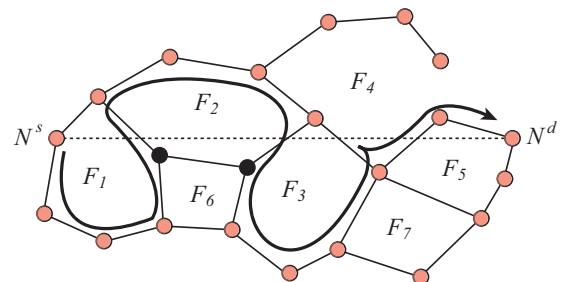


図 8 トポロジ管理による FACE の経路長短縮

3. 提案手法

3.1 Fast-FACE プロトコル

前章で述べた中継無線ノードによるデータメッセージの配送方向選択による配送遅延延長の問題を解決するために、本論文では、各領域においてデータメッセージの複製を時計廻り方向と反時計廻り方向の両方に配送する Fast-FACE を提案する。図 9 に示すように、領域 F の辺に沿ってデータメッセージ m の複製を両方向に配送するならば、線分 $N^s N^d$ との交点を持つ辺の端点となる無線ノードへは、より配送経路長の短い経路を配送された m の複製が先に到達する^{*2}。ここで、 m はこの辺を共有する隣接領域の辺に沿って配送されることとなる。この隣接領域においても m の複製が時計廻り方向と反時計廻り方向の両方向に配送される。これによって、各領域において配送経路長が短い方向で配送された m の複製が N^d へ最初に到達する。本提案手法は、 m の複製を配送することによる通信オーバーヘッドの拡大を要するものの、 m の配送遅延を短縮することが可能である (図 10)。

^{*2} 各中継無線ノードにおける m の転送時の競合等により、必ずしも配送経路長が短い m の複製が先に到達するとは限らない。ただし、配送遅延の小さな m の複製が必ず先に到達する。

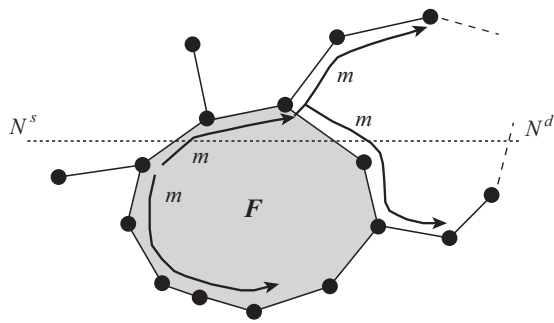


図 9 複製メッセージの両方向配送

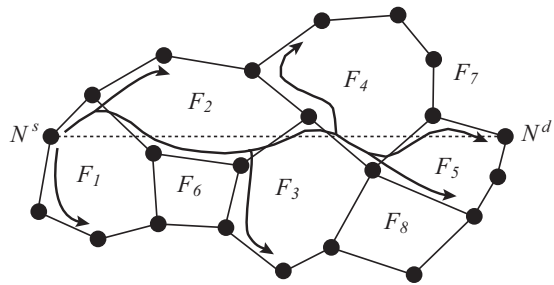


図 10 両方向配送による配送遅延の短縮

上記の手法によって、各領域において配送経路長が短い方向に配送された m の複製が先に線分 $N^s N^d$ と交わる辺の端点となる無線ノードに到達する。このとき、逆方向に配送された m もこの到達とは無関係に線分 $N^s N^d$ と交わる辺の他の端点となる無線ノードまで配送される。ここで、到達した m の複製が同様にこの辺を共有する隣接領域の辺に沿って配送されると、この領域では m の複製が冗長に配送されることとなり、通信オーバーヘッドが大幅に拡大する (図 11)。これを解決する方法として、隣接領域との共有辺の端点となる無線ノードが m の複製を保持し、遅れて到達した m の複製を受信しても隣接領域の辺に沿った配送を行わない手法が考えられる [12]。しかし、この手法では、この無線ノードが m の複製を保持するバッファを要すること、図 12 に示すように領域が凹多角形である場合には配送方向が異なる m の複製が必ずしも共有辺の両端点にまで到達しないために m の複製をバッファから削除することができないこと、という 2 点が問題となる。

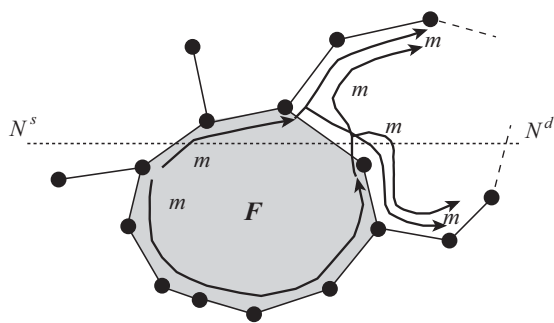


図 11 複製メッセージの冗長配送

そこで、本論文では、隣接領域との共有辺の端点となる無線ノードに m が到達した以降もこの領域の辺に沿った m の配送を継続する手法を提案する (図 13)。 m が継続して配送され続けることにより、この領域の頂点に位置するいずれかの中継無線ノードにおいて、両方向に配送された m の複製が到達する。これは、現在広く利用されてい

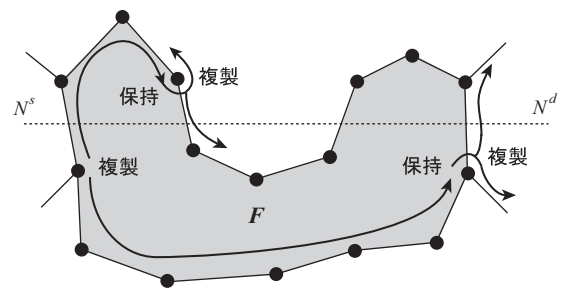


図 12 凹多角形領域における複製保持の問題点

る IEEE 802.11 等の無線 LAN プロトコル、センサネットワーク等で利用されている Zigbee (IEEE 802.15.4) 等の無線プロトコルが半二重通信であり、隣接無線ノード間で同時に双方向にデータメッセージが交換されることがないためである。したがって、この中継無線ノードにおいて両方向に配送された m の複製を検出し、これを破棄することによって、各無線ノードが状態変数を持つことなく、データメッセージの冗長配送を回避することができる。

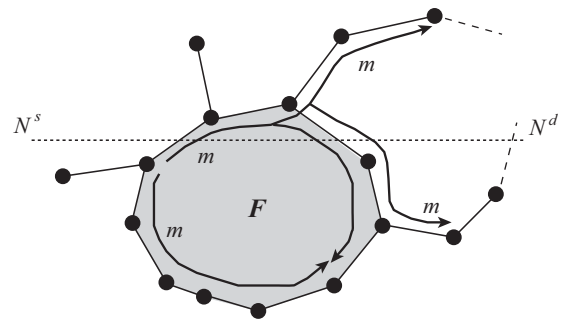
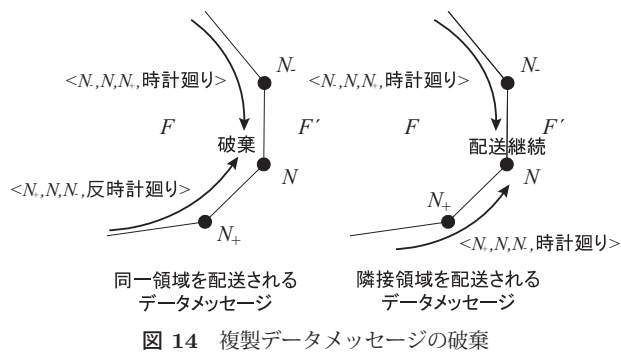


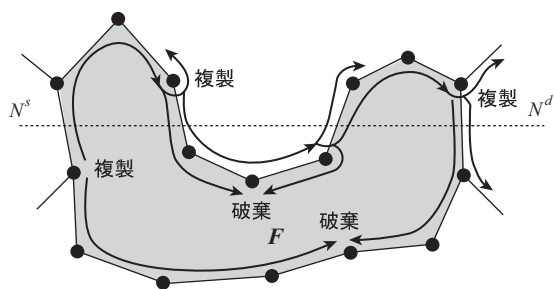
図 13 複製メッセージの配送継続

一般に、無線ノード N がガブリエル部分グラフの辺によって接続された n 台の隣接無線ノード N_i ($0 \leq i < n$) を持つとき、 N は最大 n 領域の辺の頂点に位置している。各領域において、時計廻り方向と反時計廻り方向に配送されるデータメッセージが N に到達することが考えられる。したがって、同一の領域を双方向に配送されるデータメッセージを互いに対応付けるためには、データメッセージに何らかの付加情報をピギーバックすることが必要である。特に、隣接無線ノード N_i から受信したデータメッセージについては、 N_i , N , $N_{(i-1) \bmod n}$ を頂点として含む領域を反時計廻りに配送される場合と N_i , N , $N_{(i+1) \bmod n}$ を頂点として含む領域を時計廻りに配送される場合とがあることに注意を要する。データメッセージには、その領域における転送方向 (時計廻り方向か反時計廻り方向か) の情報 *direction* がピギーバックされている。そして、このデータメッセージを前ホップ隣接無線ノード N_- から受信した中継無線ノード N は、自身と自身の隣接無線ノードの位置情報から次ホップ隣接無線ノード N_+ を取得することができる。そこで、このデータメッセージが転送待ちとなり通信バッファに保持される際には、4 項組 $\langle N_-, N, N_+, direction \rangle$ を付することとする。このとき、4 項組 $\langle N_+, N, N_-, direction' \rangle$ ($direction' \neq direction$) を付したデータメッセージが通信バッファに格納されているならば、これらは互いに逆方向に同一領域の辺を配送されるデータメッセージであることから、これら双方ともに通信バッファから除去して破棄するものとする (図 14)。一方、このような 4 項組が付されたデータメッセージが通信バッ

ファに格納されていないならば、そのまま転送処理を継続する。



なお、図15に示すように領域が凹多角形である場合には、線分 $N^s N^d$ と交わる辺が多数存在することも考えられる。このとき、異なる中継無線ノードで複製されたデータメッセージが異なる配送方向で同一領域の辺を配送され、ひとつの中継無線ノードに到達することがある。この場合でも、データメッセージに付された4項組が上記の条件を満たす場合には通信バッファから除去して破棄し、満たさない場合には配送を継続することで、複製メッセージの冗長な配送を回避しながら、データメッセージの N^d への到達を妨げない遅延を短縮した配送を実現することができる。



3.2 複製メッセージ間干渉とその解決

ここで、簡単なシミュレーション実験により前節で提案したFast-FACEの性能をFACE-2と比較評価する。1,000m × 1,000mの正方形領域に無線信号到達距離が100mの無線ノード300~500台を一様分布乱数に基づいてランダムに配置する。ただし、無線ノードは移動しないものとする。また、送信元無線ノードと送信先無線ノードをランダムに選択するが、無線マルチホップ配送経路が存在しない場合には実験結果からは除外する。このときにデータメッセージが配送された無線マルチホップ配送経路長と配送遅延を測定する。

図16は、データメッセージの配送経路長の測定結果である。Fast-FACEでは、各中継無線ノードにおける転送遅延の影響があるものの、原理的には各領域においてよりホップ数の少ない経路を配送された複製データメッセージが隣接領域との共有辺の頂点である中継無線ノードまで先に到達することから、配送方向が固定されているFACE-2よりも配送経路長が概ね50% (45.4%~61.4%) 短縮される。

一方、図17は、データメッセージ配送遅延の測定結果である。データメッセージ配送経路が約50%短縮される

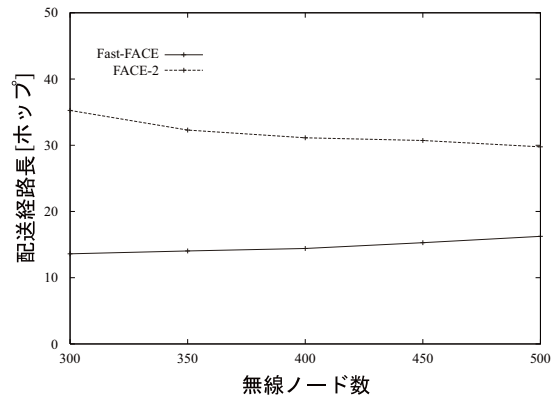


図16 データメッセージ配送経路長

ことから、配送遅延も同様の短縮が実現されることが期待されるが、実験結果は100%以上 (106.9%~172.5%) の延長となっている。これは、隣接領域の共有辺の頂点である中継無線ノードにおける複製データメッセージの送信における転送遅延が大きいことが原因であると考えられる。図18に示すように、領域Fの辺に沿って配送されるデータメッセージmを隣接無線ノード N_- から受信した隣接領域F'との共有辺 NN_+ の頂点に位置する中継無線ノードNは、mをF'の頂点に位置する時計回り方向と反時計回り方向の2つの隣接無線ノード N'_r と $N'_l (= N_+)$ へと転送する。また、Fast-FACEではmのFに沿った配送を継続することから、Nは N_+ へもmを転送する。この3つの転送をNが順次行なうことにより転送遅延が延長することに加え、Nと N'_r 、Nと $N'_l = N_+$ が互いに晒し端末となっていることから、これらの隣接無線ノード間の競合によりさらに転送遅延が延長する。また、隣接無線ノード $N'_l = N_+$ はNからmを2回受信し、それぞれF'に沿った反時計回りの転送とFに沿った時計回りの転送を行なうこととなる。

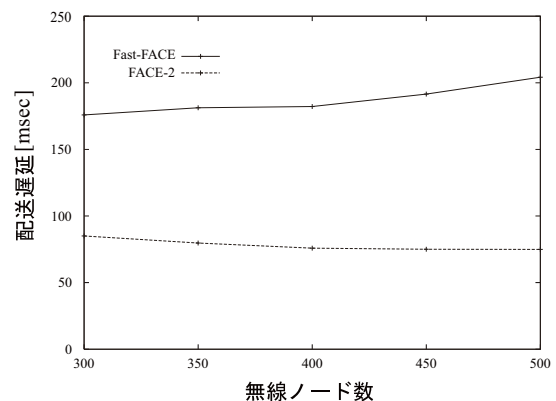


図17 データメッセージ配送遅延

そこで、本論文では、線分 $N^s N^d$ との交点を持つ辺 NN'_l の両端点Nおよび N'_l においては、データメッセージmに複数の4項組を付してブロードキャスト送信する手法を導入する。図18において、 N_- からmを受信したNは、領域Fに沿って時計回りに配送されるmの複製、領域F'に沿って時計回りと反時計回りに配送される複製の3つを送信する必要がある。このとき、これらの複製メッセージそれぞれに付される4項組 $\langle N_-, N, N_+, direction \rangle$ 、 $\langle N'_l, N, N'_r, direction \rangle$ 、 $\langle N'_r, N, N'_l, direction' \rangle$ ($direction \neq direction'$) のすべてを

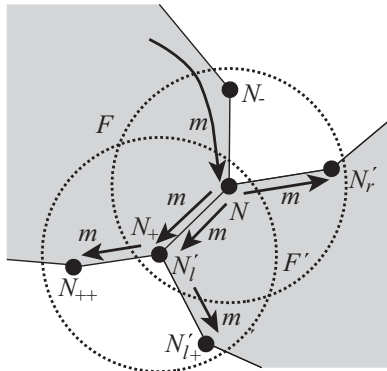


図 18 Fast-FACE における転送遅延の延長

付した m をブロードキャスト送信する。送信された m の複製メッセージを N のすべての隣接無線ノードが受信するが、4 項組によって次ホップ無線ノードであることを示されている $N_+ = N'_+$ と $N_- = N'_-$ 以外は受信した m を破棄する。さらに、 m を受信した $N_+ = N'_+$ は、領域 F に沿って時計回りに配送される m の複製、領域 F' に沿って反時計回りに配送される複製を送信する必要があるが、ここでもこれらの複製メッセージそれぞれに付される 4 項組 $\langle N, N_+, N_{++}, direction \rangle$, $\langle N, N'_+, N'_{++}, direction' \rangle$ の両方を付した m をブロードキャスト送信する。同様に、送信された m の複製メッセージを $N_+ = N'_+$ のすべての隣接無線ノードが受信するが、4 項組によって次ホップ無線ノードであることを示されている N_{++} と N'_{++} のみがこれらの転送処理を行なう。これによって、データメッセージ配送を継続するとともに、隣接領域における両方向へのデータメッセージ配送を開始する際の複製データメッセージ間干渉による性能低下による影響を低減することが可能となる。

4. 性能評価

本論文で提案した Fast-FACE の性能をシミュレーション実験により FACE-2, GPSR と比較評価する。ここでは、シミュレーション領域を $1,000\text{m} \times 1,000\text{m}$ の正方形領域とし、ここに $100\text{m} \times 100\text{m}$ の正方形の領域を 0-50 箇所、一様分布乱数に基づいてランダムに配置する。この領域は、無線ノードが配置できない void 領域とし、これ以外の領域を対象として、無線信号到達距離が 100m の無線ノード 200-500 台を一様分布乱数に基づいてランダムに配置する。ただし、無線ノードは移動しないものとし、送信元無線ノードと送信先無線ノードは配置した無線ノードからランダムに選択する。このとき、データメッセージが配送された無線マルチホップ配送経路長と配送遅延を測定する。

データメッセージ配送経路長の平均を図 19、標準偏差を図 20 に示す。FACE-2 では、配送経路長が長く、その標準偏差が大きい。これは、2 章で述べたように、無線信号到達距離に対して比較的短い無線リンクが配送経路に含まれること、配送方向による各領域での配送経路長の差異によるものである。また、void 領域の拡大にともなって平均経路長、経路長分布の標準偏差が増加している。これは、void 領域の拡大によって、ガブリエル部分グラフによって構成される領域が大きくなるとともに、配送方向選択の経路長への影響が大きくなっていることによるものである。これに対して Fast-FACE では、配送経路長とその分布の標準偏差の双方が大幅に減少している。これは、ガブリエル部分グラフが構成する各領域において経路長の短い転送方向を配送された複製メッセージが送信先無線ノードまで結果的

に到達することによるものである。なお、GPSR においては、無線ノード密度が高く void 領域数が少ない場合には、迂回モードを適用する機会が少なく、貪欲モードによる配送が中心となることから、FACE-2 と比較して配送経路長、標準偏差ともに大きく減少している。このような状況において Fast-FACE は、GPSR と同等の性能を得ているばかりでなく、GPSR では迂回モードが適用されることで配送経路長が延長する無線ノード密度が比較的低い環境や void 領域数が多い環境においても性能を低下させることがないという優れた性質を持つことが測定結果から得られる。

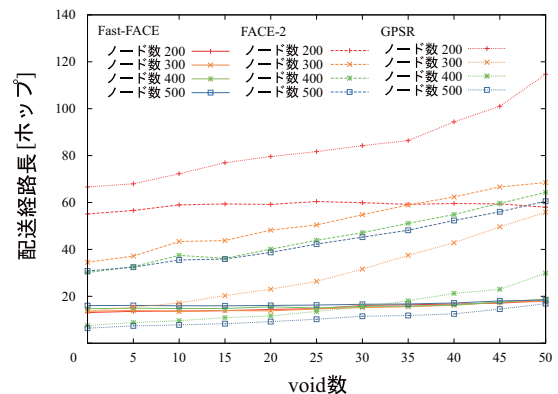


図 19 平均配送経路長

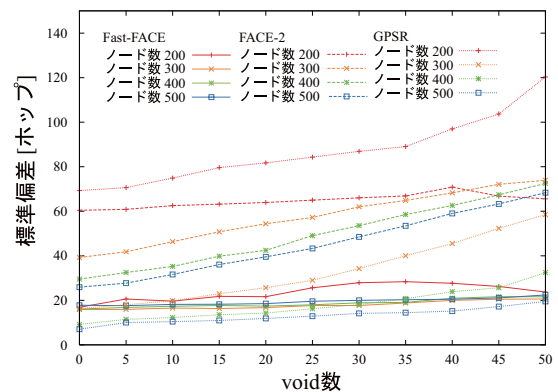


図 20 配送経路長の標準偏差

次に、データメッセージ配送遅延の平均を図 21、標準偏差を図 22 に示す。データメッセージの複製を行なわない FACE-2, GPSR では配送経路長と同様の傾向となるのは勿論であるが、複製メッセージを用いる Fast-FACE でもほぼ同様の傾向となった。図 17 では、複製メッセージ間の干渉によって配送遅延は FACE-2 に対して延長することとなったが、3.2 節で提案したブロードキャスト送信の採用によって複製メッセージ間の干渉による配送遅延の延長問題を解消することができていることが分かる。

最後にデータメッセージ転送数 (送信回数) の測定結果を図 23 に示す。Fast-FACE は、ガブリエル部分グラフが構成する各領域のすべての辺に対応する無線リンクを用いて複製データメッセージを配送することとなるため転送数は最大となる。FACE-2 と比較して 29.4-82.2%, GPSR と比較して 0.41-641% の増加となっている。単一の無線マルチホップ配送経路のみがネットワーク内に存在する場合には、本章の実験結果から分かるように、メッセージ転送数の増加によって晒し端末間および隠れ端末間の競合が増加する

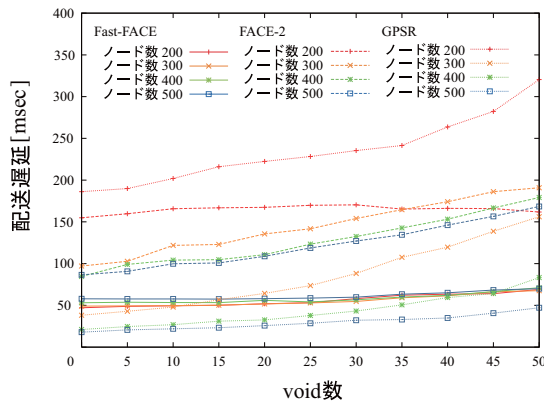


図 21 平均配送遅延

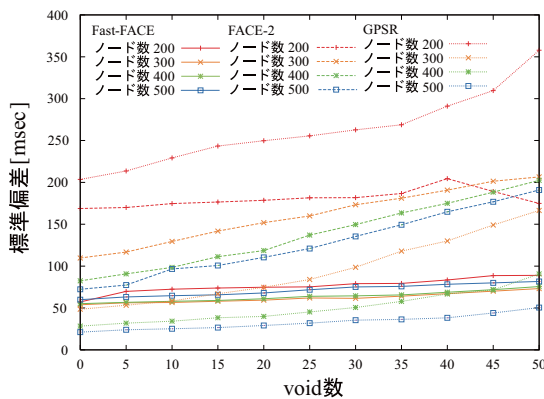


図 22 配送遅延の標準偏差

ことがあっても、十分な配送遅延の短縮およびその分布の標準偏差の縮小を実現している。しかし、ネットワーク内に複数の無線マルチホップ配送経路が同時に存在してデータメッセージが配送される場合には、転送数の増加により配送遅延の短縮効果が低下することも考えられる。この点に関しては、実験考察を継続する。

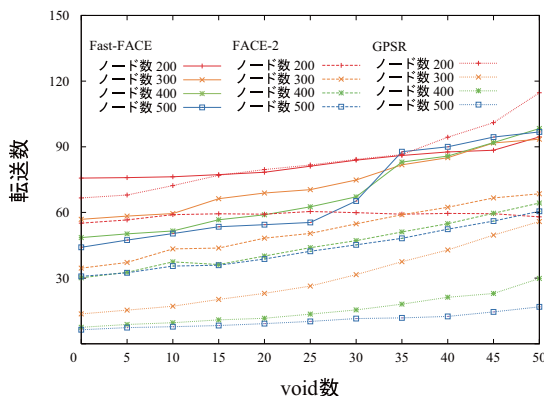


図 23 データメッセージ転送数 (送信回数)

5. まとめと今後の課題

本論文では、到達保証型の位置ベースアドホックルーティングプロトコルである FACE-2 の問題点である配送遅延の延長を、データメッセージを限定的に複製して配送することによって解決する Fast-FACE を提案した。ここでは、局所的な位置情報のみを用いて次ホップ無線ノードを

選択する FACE の特徴を保持したまま問題解決するために、同一領域を異なる方向に配送されるデータメッセージがそれらの合流する中継無線ノードに到達するまで配送を継続する手法を導入している。Fast-FACE では、ガブリエル部分グラフの辺のみを用いて配送するという前提のもとでは最短遅延のデータメッセージ配送を実現するが、複製データメッセージの転送数は増加する。特に、ガブリエル部分グラフが構成する領域を両方向に配送される複製メッセージ生成時の干渉による配送遅延の延長が問題となるが、複数の配送情報を重畳したデータメッセージをブロードキャスト送信する手法の導入によって解決した。シミュレーション実験の結果、Fast-FACE では FACE-2 に対して配送経路長を約 50%短縮し、分布の標準偏差を約 74.5%縮小することが明らかとなった。今後は、複数の無線マルチホップ配送経路がネットワーク内に同時に存在する場合の性能評価実験によって、Fast-FACE のデータメッセージ転送数増加による影響を評価する。さらに、提案手法を GPSR の迂回モードに適用する手法、SkipFACE と組み合わせる手法について検討する。

参考文献

- [1] Aissani, M., Bouznad, S., Hariza, A. and Allia, S.E., "An Effective Mechanism for Handling Open Voids in Wireless Sensor Networks," Proceedings of the 5th International Conference on Sensor Technologies and Applications, pp. 24–29 (2011).
- [2] Bose, P., Morin, P., Stojmenovic, I. and Urrutia, J., "Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks," Wireless Networks, Vol. 7, pp. 609–616 (2001).
- [3] Culler, D.E. and Hong, W., "Wireless Sensor Networks," Communications of the ACM, Vol. 47, No. 6, pp. 30–33 (2004).
- [4] David, B., David, A. and Hu, Y.C., "The Dynamic Source Routing Protocol," RFC 4728 (2007).
- [5] Gabriel, K.R. and Sokal, R.R., "A New Statistical Approach to Geographic Variation Analysis," Systematic Zoology, Vol. 18, pp. 259–278 (1969).
- [6] Jie, L. and Kshirasagar, N., "Skipping Face Routing with Guaranteed Message Delivery for Wireless Ad Hoc and Sensor Networks," Lecture Notes in Computer Science, Vol. 4325, pp. 47–59 (2006).
- [7] Karp, B. and Kung, H.T., "GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks," Proceedings of the 6th ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, pp. 243–254 (2000).
- [8] Kranakis, E., Singh, H. and Urrutia, J., "Compass Routing on Geometric Networks," Proceedings of the 11th Canadian Conference on Computational Geometry, pp. 51–54 (1999).
- [9] Lin, X. and Stojmenovic, I., "Geographic Distance Routing in Ad Hoc Wireless Networks," Technical Report in University Ottawa, TR-98-10 (1998).
- [10] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison Wesley (2001).
- [11] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing," RFC 3561 (2003).
- [12] Takahashi, H. and Higaki, H., "Extended FACE Routing Protocol for Wireless Sensor Networks," Proceedings of the 17th International Conference on Parallel and Distributed Computing Systems, pp. 220–224 (2005).