

無線アドホックネットワークにおける効率的な経路探索法

今 崎 泰 浩^y 張 勇 兵^y

無線アドホックネットワークでは、送信端末が受信端末にデータを伝送する前に通信経路を確立する必要があり、また、通信経路を探索するため多くの制御メッセージが伴う。本論文では、各端末が自分、並びに受信端末の位置情報を知っている場合の2つの通信経路探索法を考える。1つは、従来の平面グラフを利用するFACE方式に改良を加え、送信端末から受信端末までの通信経路を探索する際、1つずつ探索面を経由するのではなく、複数に探索面にぶつかる場合、受信端末に一番近い面にスキップすることで、経路探索を速める方法である。もう1つは、ネットワークポロジを平面化せず、通信経路探索の履歴情報および現在地点から受信端末までの方角を利用することにより、探索経路を決定する方法である。

Efficient Route Selection Approaches in Mobile Ad Hoc Networks

Yasuhiro Imasaki^y and Yongbing Zhang^y

In mobile ad hoc networks (MANETs), a source needs to search for a route from the source to its destination before starting a data transmission. The selected route is usually long and furthermore a large number of searching messages are needed. In this paper, we propose two new route search approaches that improve the previous methods. One improves the FACE algorithm based on the planar network graph that checks the planes (faces) crossing the line joining the source to the destination one by one, and may skip some polygons and choose the link nearest to the destination if there are several candidates. Another uses the history information of the route search and the direction information from the current position to the destination. Simulation experiments are utilized to evaluate the proposed approaches comparison with the previous algorithms.

1. はじめに

無線アドホックネットワークでは、無線情報端末（本論文ではノードと呼ばれる）は無線トランシーバとルータ機能を併せ持っており、基地局を介さずに、他のノードと通信することができる。データ通信を開始する前に、送受信ノード間に通信経路を確立する必要があり、最短通信経路の確保や通信経路探索に伴うオーバーヘッドの最小化などが要求される。無線アドホックネットワークの一形態としての無線センサーネットワークでは、一般には、受信ノードが移動せず、センサーノードが固定されているか、又は、自律的に移動することができる。また、各センサーノードが自ノードと受信ノードの位置情報を常に把握していることもありえる。本論文では、このようなネットワークに注

目し、各ノードがGPSのような機能をもつものとし、受信ノードの位置情報を知っているものを考える。各ノードがネットワーク全体のトポロジを把握できないため、データ通信を開始する前に、まず受信ノードまでの通信経路を探索しなければならない。しかし、経路探索メッセージが中間ノードを通る度にブロードキャストされるため、メッセージ数は指数的に増大する問題がある。

本論文は、経路探索メッセージの伝達確率の向上と通信経路長（本論文ではホップ数で表される）の削減と、それに必要な経路探索メッセージ数の削減を目的とする新たな経路探索法を提案することである。具体的には、まず平面グラフを利用するFACE方式¹⁾に対して改良を加え、位置情報を効率的に利用することにより、ホップ数の少ない経路を探索するSKIP-FACE方式を新たに提案する。さらに、経路探索の通過履歴情報と受信ノードの方角を利用することにより、ネットワークポロジを平面化せず、通信経路を探索するTRIANGLE方式を提案する。

^y 筑波大学大学院 システム情報工学研究科
Graduate School of Systems and Information Engineering,
University of Tsukuba
現在、宇都宮市役所
Presently with Utsunomiya City Government

2. 関連研究

無線アドホックネットワークにおける経路探索及び経路情報管理方式には、オンデマンド型アプローチがある。既存のオンデマンド型経路探索方式では、経路探索メッセージを送信する方法として、ブロードキャストを繰り返してフラッディングする DSR(Dynamic Source Routing) 方式²⁾、端末の位置情報を利用してユニキャストを繰り返すコンパス方式³⁾、GEDIR(GEographic Distance Routing) 方式⁴⁾、及び FACE 方式¹⁾ が提案されている。

フラッディングによる経路探索法では、送受信ノード間に通信経路が存在するならば最短経路が見つけられるが、ネットワーク上のトラフィック量が膨大になる恐れがある。しかし、フラッディングを利用しないコンパス方式や GEDIR 方式では、経路探索メッセージは受信ノードまで確実に伝送されることは保証されない。一方、経路探索メッセージが受信ノードまで伝達されることを保証する FACE 方式¹⁾ が提案されている。FACE 方式では、まずネットワークポロジは、端末ノードを点、通信リンクを枝としたグラフに表現される。また、グラフの枝同士が交差しないように枝を剪定してグラフを平面化する。その平面グラフ(ガブリエルグラフと呼ばれる)を迷路と見なし、右手の法則に従って経路探索メッセージを送信する。それによって、経路探索メッセージが受信ノードまで伝達され、経路が確立できることを保証する。FACE 方式の拡張として、拡張 FACE 方式⁵⁾ があり、通信経路のホップ数の削減が図られている。

3. システムモデル

本論文では、ネットワークにある各ノードはネットワーク内に無作為に配置され、経路探索及びデータ通信の間にはネットワークポロジの変化がないとする。各ノード v_i は同じ通信半径をもつとし、すべてのノード集合を V とする。また、ノード $v_i \in V$ の通信半径内にある隣接ノード集合を $N(v_i)$ とする。隣接ノード同士 v_i, v_j はリンク(枝) $l_{i,j}$ で連結されている。送信ノードは v_s 、受信ノードは v_d で表され、受信ノードの位置は他のノードに知られているとする。また、各ノードは自分の位置情報を保持しているとし、情報交換することにより隣接ノードの位置情報を知ることとする。本論文で用いられる記号は次のものがある。

$(x_s; y_s)$: 送信ノード v_s の位置座標

$(x_d; y_d)$: 受信ノード v_d の位置座標

v_k : v_s から v_d までの探索経路上における k ホップ目の中継ノード ($v_{k-1}; v_{k+1} \in N(v_k)$)

$l_{i,j}$: v_i と v_j を結ぶ枝

sd ライン: v_s と v_d を結ぶ補助線

$\angle v_i v_j v_k$: v_j を中心に $l_{i,j}$ から $l_{j,k}$ まで反時計回りで計測した角度

F_i : 平面グラフ上の枝同士によって囲まれる部分で、sd ラインと交わる面

$(x_c; y_c)$: sd ラインとある枝の交点座標

$(x_p; y_p)$: 経路探索時に更新される sd ラインと枝の交点座標の変数

a : 角度を測定する際の方向を示す方向変数(時計回りの場合は $a = 0$, 反時計回りの場合は $a = 1$)

$k(x_i; y_i) \sim (x_j; y_j)$: $(x_i; y_i)$ と $(x_j; y_j)$ 間の距離

4. 提案方式

4.1 SKIP-FACE 方式

本論文で提案される SKIP-FACE 方式では、FACE 方式と異なり、sd ラインと交差するすべての面を経由せず、sd ラインと交差する複数の面に接する頂点において、受信ノード d に最も近い面の辺に沿って経路探索メッセージが送られる。それによって探索する面の数が減り、受信ノードまでの経路長が短くなる。

図 1(a) と (b) は、FACE 方式と SKIP-FACE 方式を用いた例を示している。図 1(a) に示されるように、FACE 方式では、sd ラインを交差する面がすべて探索されている。一方、SKIP-FACE 方式では、探索中の経路上のあるノードで接する面の数が複数ある場合、sd ラインとのその枝の交点のうち、最も受信ノードに近い交点を持つ枝を選択し、経路探索メッセージを送信する。図 1(a) に示されているように、FACE 方式に従って、ノード 1 は次に経路探索メッセージを送るべきノードとしてノード 2 を選択する。しかし、ノード 1 が 3 つの面 (F_1, F_2 及び F_3) と接しているため、SKIP-FACE 方式では、sd ラインとそれらの枝の交点のうち、最も受信ノードに近い交点を持つ枝、つまり、ノード 4 への枝を選択する。このようにして、面 F_1 をスキップして、面 F_2 を探索することにより、SKIP-FACE 方式は FACE 方式より少ないホップ数で受信ノードに到達することになる。

SKIP-FACE 方式は、FACE 方式と同じく、保証型経路探索法であることが簡単に証明することができる。FACE 方式では、送信ノードから受信ノードまで sd ライン上の一連の面 ($F_1; F_2; \dots; F_r$) を、受信ノードに向かって 1 つずつたどっていくため、必ず受信ノードまでに着くことがわかる。一方、SKIP-FACE 方式

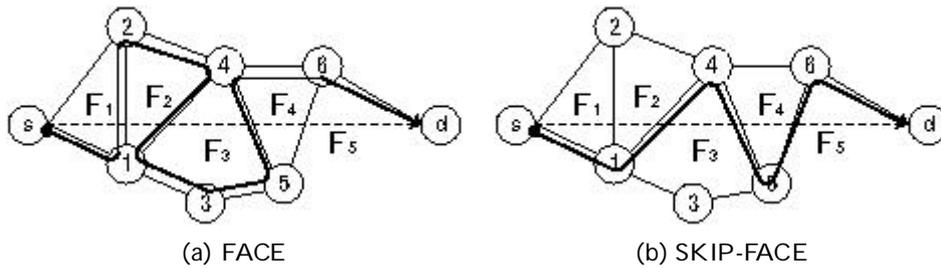


図 1 経路選択の例.
Fig. 1 An example of route selection.

では、受信ノードに向かって、受信ノードまでの sd ライン上の面をスキップすることが可能である。したがって、FACE 方式と同じく必ず受信ノードにたどり着き、しかも、受信ノードまでの面をスキップすることにより FACE 方式より速く受信ノードに着けることが分かる。

SKIP-FACE 方式では、送信ノード、中継ノード、及び受信ノードは、次のように経路探索メッセージを処理する。

送信ノード v_s による経路探索メッセージの処理手順

- Step 1 $(x_p; y_p)$ に $(x_s; y_s)$ を入力する。
- Step 2 $v_d \in 2N(v_s)$ ならば、経路探索メッセージを直接に v_d へ送信して終了する。
- Step 3 $v_d \notin 2N(v_s)$ ならば、 v_s の隣接ノード v_x について、 $\min_{v_x \in 2N(v_s)} (\epsilon_{v_d v_s v_x} / 2 \vee \epsilon_{v_d v_s v_x})$ となる v_x を v_1 とする。
- Step 4 $\epsilon_{v_d v_s v_1}$ が最小であるならば、方向変数 $a = 1$ (反時計回り)、 $2 \vee \epsilon_{v_d v_s v_1}$ が最小であるならば、 $a = 0$ (時計回り) とし、 v_1 に経路探索メッセージを送信して終了する。

中継ノード v_k 及び受信ノード v_d による経路探索メッセージの処理手順

- Step 1 現在ノードが v_d ならば終了する。
- Step 2 枝 $l_{k;k+1}$ と sd ラインが交差し、かつ、その交点 $(x_c; y_c)$ が $k(x_p; y_p) \vee (x_d; y_d)k > k(x_c; y_c) \vee (x_d; y_d)k$ を満たすなら、Step 4 へ進む。
- Step 3 $a = 0$ ならば、 $\max_{v_x \in 2N(v_k)} \epsilon_{v_k i-1 v_k v_x}$ となる v_x への枝 $l_{k;x}$ を次の探索枝とする。 $a = 1$ ならば、 $\min_{v_x \in 2N(v_k)} \epsilon_{v_k i-1 v_k v_x}$ となる v_x への枝 $l_{k;x}$ を次の探索枝とする。Step 5 へ進む。
- Step 4 すべての $v_x \in 2N(v_k)$ において、枝 $l_{k;x}$ が sd ラインと交差する交点の集合 C の中から、

$\min_{(x_c; y_c) \in C} k(x_d; y_d) \vee (x_c; y_c)k$ となる交点 $(x_c; y_c)$ を持つ枝 $l_{k;x}$ を次の探索枝とする。また、 $(x_p; y_p) = (x_c; y_c)$ とし、 $a = 0$ ならば $a = 1$ に、 $a = 1$ ならば $a = 0$ とする。

- Step 5 $v_x \in \tilde{A} v_{k+1}$ とし、 v_{k+1} へ経路探索メッセージを送信して終了する。

4.2 TRIANGLE 方式

FACE 方式及び SKIP-FACE 方式は、経路探索メッセージの伝達を保証しているが、ガブリエルグラフを用いる必要がある。また、ネットワークが密である場合、ガブリエルグラフを作る際、長い枝が剪定される傾向があり、通信経路が長くなってしまふ。図 2 はガブリエルグラフを作る際、枝剪定による例を示したものである。ガブリエルグラフを作る前は、ノード 0 からノード 4 まで最短 2 ホップで到達可能である。しかし、ガブリエルグラフでは、枝 $l_{0;2}$ と枝 $l_{2;4}$ は剪定されてしまい、ノード 0 からノード 4 までは 4 ホップで到達することになってしまうことが分かる。

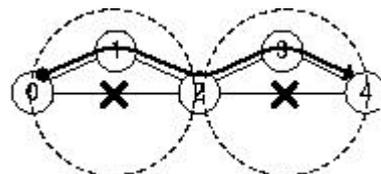


図 2 ガブリエルグラフによる枝剪定の例.
Fig. 2 An example of edge-deletion in Gabriel graph construction.

上述の通り、ネットワークが密である場合、ガブリエルグラフの問題はより顕著になる。従って、密なネットワークにおいて、ネットワークトポロジーをガブリエルグラフにせず、元のネットワークトポロジーを使って経路を探索するのが望ましい。しかし、非平面グラフ上で FACE 方式をそのまま適用すると、探索経路が交差してしまい、ループが発生することがあり、受

信ノードに経路探索メッセージが到達できなくなる
ことがある。

TRIANGLE 方式は、ガブリエルグラフを用いず、
経路探索の履歴情報を利用する。TRIANGLE 方式で
は、受信ノードまでの経路探索メッセージの伝送は保
証されないが、ネットワークが密である場合、長い枝
が削除されることがない。そのため、コンパス方式や
GEDIR 方式に近い少ないホップ数の経路を探索し、
またガブリエルグラフを用いる方式より高い伝達率を
実現することが期待できる。具体的には、経路探索で
通る中継ノードの位置情報を経路探索メッセージに付
加し、現在ノードと直前の中継ノードの位置情報によ
り、現在ノードを頂点とする平面を作り、受信ノード
に一番近い枝（作った平面の辺）に沿って、次のノ
ードへ経路探索メッセージを送信する。また、TRIAN-
GLE 方式では、各ノードに接する平面の辺に沿って
受信ノードに経路探索メッセージを送信するため、コ
ンパス方式や GEDIR 方式などのように行き止まりに
なることはない。

図 3 は、TRIANGLE 方式における経路の交差を回
避する仕組みを示している。ここでは、経路探索メッ
セージには、過去通った 2 つのノードの位置情報を保
持している。現在ノードでは、直前の 2 つの中継ノ
ード座標により三角形を形成し、また、その三角形と交
差しないように、次に進むべき新しい枝を決定するこ
とで、探索経路が交差することを回避している。例え
ば、ノード x において、枝 $l_{x,v}$ と $l_{x,wu}$ が交差する
ため、次に進むべき枝は $l_{x,y}$ となる。

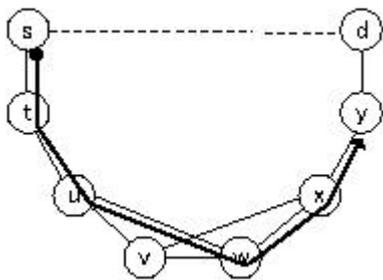


図 3 TRIANGLE 方式による経路決定。
Fig.3 Route determination in TRIANGLE.

TRIANGLE 方式では、通過する直前の中継ノ
ードの履歴情報が経路探索メッセージに付加されるため、
FACE 方式における経路探索メッセージより大き
くなるが、追加された履歴情報は少量（例えば、直前 2
ノードの位置情報があれば十分）であるため、他の方
式とは大差がないと考えられる。次には、送信ノード、

受信ノード及び中継ノードのそれぞれが経路探索メッ
セージを処理する手順を示す。

送信ノード v_s による経路探索メッセージの処理手順

- Step 1 $(x_p; y_p)$ に $(x_s; y_s)$ を入力する。
- Step 2 $v_d \notin N(v_s)$ ならば、経路探索メッセージを
直接に v_d へ送信して終了する。
- Step 3 $v_d \in N(v_s)$ ならば、 v_s の隣接ノード v_x につ
いて、 $\min_{v_x \in N(v_s)} (\angle v_d v_s v_x; 2\theta_j \angle v_d v_s v_x)$
となる v_x を v_1 とする。
- Step 4 $\angle v_d v_s v_1$ が最小であるならば、方向変数 $a =$
 1 (反時計回り)、 $2\theta_j \angle v_d v_s v_1$ が最小であ
るならば、 $a = 0$ (時計回り) とし、 v_1 に経
路探索メッセージを送信して終了する。

中継ノード v_k 及び受信ノード v_d による経路探索メッ
セージの処理手順

- Step 1 現在ノードが v_d ならば終了する。
- Step 2 枝 $l_{k;k+1}$ と sd ラインが交差し、かつ、そ
の交点 $(x_c; y_c)$ が $k(x_p; y_p) \angle (x_d; y_d)k >$
 $k(x_c; y_c) \angle (x_d; y_d)k$ を満たすなら、Step 4
へ進む。
- Step 3 $a = 0$ ならば、すべての $v_x \in N(v_k)$ に
おいて、 $\angle v_{k_i} v_k v_x < \angle v_{k_i} v_k v_{k_i+1}$ かつ
 $\max_{v_x \in N(v_k)} \angle v_{k_i} v_k v_x$ を満たす v_x への枝
 $l_{k;x}$ を次の探索枝とする。 $a = 1$ ならば、す
べての $v_x \in N(v_k)$ において、 $\angle v_{k_i} v_k v_x >$
 $\angle v_{k_i} v_k v_{k_i+1}$ かつ $\min_{v_x \in N(v_k)} \angle v_{k_i} v_k v_x$
を満たす v_x への枝 $l_{k;x}$ を次の探索枝とする。
Step 5 へ進む。
- Step 4 すべての $v_x \in N(v_k)$ において、枝 $l_{k;x}$ が
sd ラインと交差する交点の集合 C の中から、
 $\min_{(x_c; y_c) \in C} k(x_d; y_d) \angle (x_c; y_c)k$ となる交
点 $(x_c; y_c)$ を持つ枝 $l_{k;x}$ を次の探索枝とす
る。また、 $(x_p; y_p) = (x_c; y_c)$ とし、 $a = 0$
ならば $a = 1$ に、 $a = 1$ ならば $a = 0$ と
する。
- Step 5 $v_x \rightarrow v_{k+1}$ とし、 v_{k+1} へ経路探索メッセ
ージを送信して終了する。

図 4(a) と (b) は、それぞれ SKIP-FACE 方式と
TRIANGLE 方式による経路探索の例を示している。
TRIANGLE 方式は、ガブリエルグラフを用いないた
め、SKIP-FACE 方式より見つけた経路のホップ数が
少ないことが分かる。

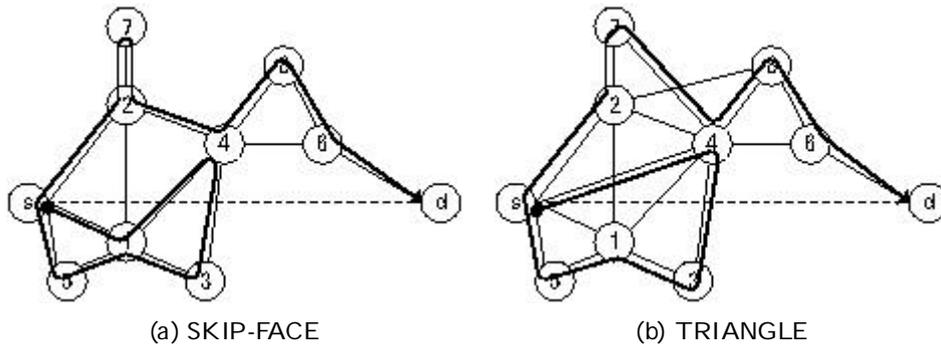


図 4 経路選択の例.

Fig. 4 An example of route selection.

5. 性能評価

本論文で用いられる性能指標としては、平均ホップ数、平均伝達確率、並びに平均経路探索メッセージ数がある。平均ホップ数は、探索経路長の平均をホップ数で表されるものである。平均伝達確率は、送信ノードが送った経路探索メッセージが受信ノードに確実に到着する確率の平均である。DSR方式や各種FACE方式では、経路探索メッセージが確実に受信ノードに伝送されるため、伝達確率は100%である。平均経路探索メッセージ数は、1つの経路探索要求により、ネットワーク上で発生する経路探索メッセージ数の平均を表す。

本節では、シミュレーション手法を使って、既存のDSR方式²⁾、コンパス方式³⁾、GEDIR方式⁴⁾、FACE方式¹⁾、拡張FACE方式⁵⁾と比較しながら、提案方式の性能を評価する。実験で用いられたネットワークモデルは、200m×200mのサービスエリアとし、各ノードはサービスエリア内にランダムに散在するとした。シミュレーション実験では、経路探索及びデータ通信の間にノードの移動がないと仮定した。また、ノード数は30~200個に変化させ、各ノードの通信半径rは50mの場合について実験を行った。次節に示される結果は10000回の実験から得られた値の平均である。

5.1 実験結果と考察

5.1.1 平均ホップ数

図5は、ネットワーク内にあるノード数を変化させた場合、送受信ノード間のホップ数の平均値の推移を示したグラフである。両図から分かるように、フラディングによるDSR方式では、見つけた経路は最短経路であり、平均ホップ数は最も少ない。それに続いてTRIANGLE方式、SKIP-FACE方式、拡張FACE方式、FACE方式の順に、平均ホップ数は少なくなっ

ている。TRIANGLE方式は、異なる通信半径及びノード数に対しても、FACE方式よりも平均ホップ数が少ないことが確認できる。

ノードの通信半径が大きい場合、TRIANGLE方式を除く他方式では、ノード数が増加すると、平均ホップ数が増加する。これは、ガブリエルグラフを構築する際、長い枝が削除されてしまい、ネットワーク内に短い枝が多くできたためである。一方、ガブリエルグラフを構築しないTRIANGLE方式では、ノード数が増加しても、平均ホップ数はかえって減少していることが確認できる。

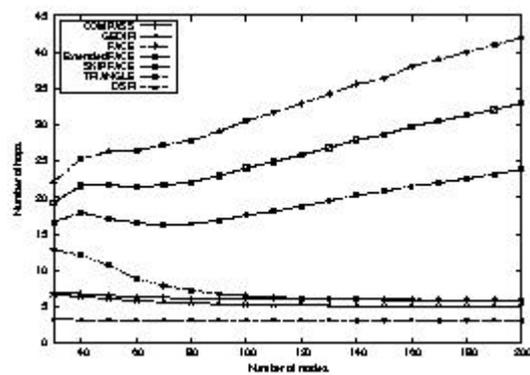


図 5 平均ホップ数 (r=50m).

Fig.5 Average number of hops (r=50m).

5.1.2 平均伝達確率

図6は、ネットワーク内にあるノード数を変化させた場合、各探索方式の平均伝達確率の推移を示したグラフである。前述の通り、DSR方式及び各種FACE方式の伝達確率は常に100%である。一方、他の方式の平均伝達確率は、TRIANGLE方式、コンパス方式、GEDIR方式の順に低くなっている。シミュレーションの実験結果によると、TRIANGLE方式では、ネッ

トワークが疎の場合でも、高い伝達確率が得られることが分かる。

また、TRIANGLE 方式の伝達確率は 100% に近づいていることが分かる。一方、コンパス方式及びGEDIR 方式は、ノード数の増加に伴い、平均伝達確率が大きく改善されることが分かる。これは、通信半径が小さい場合、探索経路の途中で行き止まりやループに陥る機会が増加するためであると考えられる。

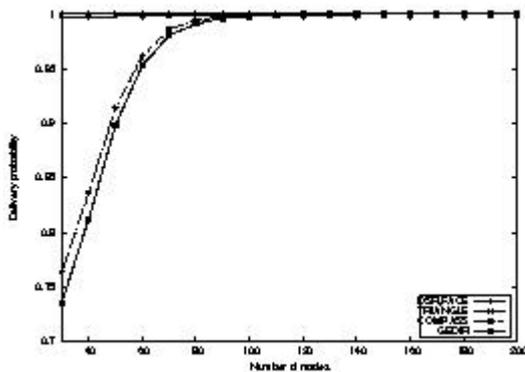


図 6 平均伝達確率 ($r=50m$).

Fig. 6 Average delivery probability ($r=50m$).

5.1.3 平均経路探索メッセージ数

図 7 は、ネットワーク内にあるノード数を変化させた場合、ネットワーク上で伝送される経路探索メッセージ総数の平均値の推移を示したグラフである。フラディングを用いる DSR 方式は、他の方式より探索メッセージ数ははるかに多く、また、ノード数が増えると経路探索メッセージ数が指数的に増加するため、その結果は示されていない。

平均経路探索メッセージ数は、GEDIR 方式、コンパス方式、TRIANGLE 方式、SKIP-FACE 方式、FACE 方式の順で小さくなっている。TRIANGLE 方式は、各種 FACE 方式と比較して、常に少ない平均経路探索メッセージ数をもたらしている。拡張 FACE 方式が FACE 方式より平均経路探索メッセージ数が約 2 倍多いのは、経路を探索する作業は、各面を構成する枝の両側から同時に探索するためである。また、ガブリエルグラフを構築しない TRIANGLE 方式は、ノード数が増加しても、平均経路探索メッセージ数がそれに依りて増加することがないことが分かる。

6. ま と め

本論文では、無線アドホックネットワークにおける経路探索問題が取り上げられ、経路探索メッセージが必ず受信ノードに到着する保証型経路探索方式

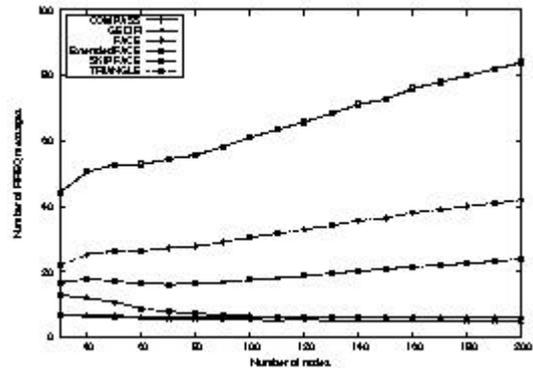


図 7 平均経路探索メッセージ数 ($r=50m$).

Fig. 7 Average number of RREQ messages ($r=50m$).

(SKIP-FACE 方式)と、経路探索メッセージがほぼ 100% の確率で受信ノードに届き、しかも、探索オーバーヘッドが小さい非保証型経路探索方式 (TRIANGLE 方式) が新たに提案された。SKIP-FACE 方式は、従来の FACE 方式より少ないホップ数をもたらしている。また、TRIANGLE 方式は、経路探索メッセージに経路探索履歴情報を持たせ、枝が交差しないようにメッセージを伝達することにより、高い伝達率 (ほとんどの場合 95% 以上) を維持しながら、従来方式より少ないホップ数で受信ノードまで到達することを実現している。また、ネットワークが密になると、FACE 方式などの性能が低下するのに対して、TRIANGLE 方式は最短路に近い経路を発見できることが分かった。

参 考 文 献

- 1) Bose, P., Morin, P., Stojmenovic, I. and Urrutia, J.: Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks, *Wireless Networks*, No. 7, pp. 609{616 (2001).
- 2) Johnson, D. B. and Maltz, D. A.: *Mobile Computing*, Kluwer Academic Publishers, Boston, Massachusetts (1996).
- 3) Urrutia, J.: Two problems on Discrete and Computational Geometry, *Proc. Japan Conf. Discrete and Computational Geometry '99*, pp. 42{52 (1999).
- 4) Basagni, S., Chlamtac, I., Syrotiuk, V. R. and Woodward, B. A.: A distance routing e^oect algorithm for mobility, *Proc. ACM/IEEE MO-BICOM '98*, pp. 76{84 (1998).
- 5) 高橋秀彰, 卯木宏幸, 松垣博章: MANET のための拡張 FACE プロトコルを用いた経路決定方法とその評価, *情報研報*, MBL-28, pp. 131{138 (2004).