A-003

アドホックネットワーク上でのランダム局所近傍を利用した幾何ルーティングアルゴリズムの設計と解析

Design and Analysis of Geometric Routing Algorithms Using Random Local Neighbors

佐藤 和茂 *　　徳山 豪 *
Kazushige Sato　　Takeshi Tokuyama

1 はじめに

モバイルアドホックネットワーク（MANET）は昨今の情報化社会においてきわめて重要なインフラを形成している．MANET は無線機能を持ったノードが臨機応変なネットワークトポロジを動的に自己形成するシステムであり，これによって人や乗り物は既設の通信基盤を用いずしてインターネットに接続することができる．

本論文では一般化局所近傍グラフを用いた MANET における新しいルーティング手法を提案する．これは一般化局所近傍グラフ上で行われる「方向ルーティング」と呼ぶ greedy ルーティングと，相対近傍グラフ上で行われる「one-face ルーティング」と呼ぶもう一つのルーティングとから成るものであり，動的な変化に対して維持がしやすいという特徴に加えて，局所近傍をランダムに選択する戦略をとった場合，ノードの分布に関する弱い仮定の下で性能の理論的な解析も可能とするものである．

2 準備

いま，ノード v がある宛先にメッセージを送りたいとする．もし v が宛先へと至る経路を知っており，パケットにその情報を付加することができるとすればメッセージの送信は非常に簡単になる．この方法はプロアクティブルーティングよ呼ばれるが，動的に変化する MANET においてその経路情報を維持するには高いコストを要する．そのため本論文ではリアクティブルーティングと呼ばれる，自分の通信可能円内の局所的なノード情報のみを知っており，メッセージが実際に送信されるときに経路を探索するような手法を用いることにし，さらにその中でも通信コストの低い，経路探索にノード位置情報を用いるジオメトリックルーティングについて議論する．

2.1 関連研究

ジオメトリックルーティングに対するよく知られたアプローチとしては greedy ルーティングがある．これはノード v の近傍の中で宛先に最も近いノードにメッセージを送信するものである．単純な greedy ルーティングでは，v は近傍ノード全体から次にメッセージを転送すべき相手をみつける．これはすなわち，v が自分の通信可能円いっぱいに制御メッセージを送信し，それを受信したノードがそれぞれの位置情報を付加した確認応答を送り返す操作となる．これを本論文では近傍探索操作と呼ぶ．近傍探索操作はいわゆる一対多の相互通信であり，通信可能円内に多数のノードが位置していた場合，多くの確認応答が生成されることとなる．この操作は非常に多くの計算と電力を要するだけでなく，重度のメッセージ干渉を引き起こしてしまう．

greedy ルーティングは簡単で経路上のホップ数においても通常効率が良い．しかし残念なことに greedy ルーティングは今いるノード v よりも宛先に近い近傍が存在しない場合，通信に失敗してしまう．確実にメッセージを伝達するジオメトリックルーティングは既にいくつか提案されており，Bose ら [2] による face ルーティングはネットワーク H が平面グラフである際に，face（面）の境界を辿ることで常に宛先へとメッセージを届けるものである．また，Kuhn ら [3] は adaptive face ルーティングを提案し，彼らの手法が最悪の平面グラフ H が与えられた場合に対して最適であることを示している．しかし，face ルーティングによって得られる経路は宛先に至るまでに要するホップ数が非常に多く，greedy ルーティングによって与えられる経路に比べて非効率的である．

そのため，実用的な手法としては greedy ルーティングと face ルーティングの複合アルゴリズムが考えられる．つまり greedy にルーティングを行い，もしどこかで行き詰まった場合は face ルーティングによって通信を完遂するものである．Kuhn ら [4] によって提案された $GOAFR^{+}$ がこれに当てはまり，H としてガブリエルグラフが選択されている．ガブリエルグラフの欠点は，辺数が少なすぎるために face ルーティングが頻繁に呼ばれてしまうことである．また，ネットワークが動的に変化する状況ではガブリエルグラフの構造の保持が難しいことも挙げられる．さらに，辺の長さが一般的に短いためホップ数が多くなりやすく，ホップ数の自明でない上界を理論的に与えるのが難しいという問題もある．

3 一般化局所近傍グラフを用いた方向ルーティング

ノード集合を S，$D(v)$ を平面上の点 $v \in S$ の周りの単位円とし，領域 $P(v,k) = \{p \neq v : (k-1)\pi/3 \leq \arg(vp) < k\pi/3\}$ $(k = 1, 2, .., 6)$ を v の周りの k 番目の楔形領域とする．ここで $\arg(vp)$ はベクトル vp の仰角である．さらに，$Q(v,k) = P(v,k) \cap D(v)$ を v の周りの k 番目の 6 分円とする．

$P(v,k)$ のそれぞれの領域において，v に最も近い点に有向辺を張って得る有向グラフ $LNG(S)$ は局所近傍グラフ (local neighbor graph) と呼ばれる．LNG は計算幾何学の分野ではよく知られているグラフであり，移動性の点集合上での LNG の動的な維持に関する研究が過去に行われているほか，干渉の少ないアドホックネットワークの構築にも利用されている [5].

補題 1 もし $LNG(S)$ 上での *greedy* ルーティングが局所最適な点で停止しないならば，メッセージは必ず宛先 t へと送信される．

これはガブリエルグラフ上で greedy ルーティングを行う場合に停止性が保証されないことと決定的に異なる点であり，LNG を用いることでより効率的なルーティングが可能となる．しかし，依然として動的なネットワークではコストが高くさらなる改良が必要である．

次のような $LNG(S)$ の一般化を考える．平面上の n 点の集合 S に対して，$F = (f_1, f_2, \ldots f_6)$ を定義する．f_k は $Q(v,k) \neq \emptyset$ のとき $f(v) \in Q(v,k)$，その他のとき $f(v) = *$ であるような S から $S \cup \{*\}$ への写像である．アスタリスクは「空」を意味する．

このグラフ $GLNG(S)$ により，ノード位置が動的に変化する場合において非常に強力なルーティングを行うことが可能となる．$LNG(S)$ は強連結であるが，$GLNG(S)$ の強連結性はたとえ元のグラフが完全グラフであったとしても保証されない．そのためネットワーク中にはメッセージの到達を保障できないノードが存在するように思えるかもしれないが，ワイヤレスネットワークの特性と幾何的な情報を考えることにより，$GLNG(S)$ を用いたルーティングが有用であることが示せる．次のようなルーティング戦略を考える．

方向ルーティングアルゴリズム:

1: $v = s$ に初期化.
2: **if** $t \in D(v)$ **then**

*東北大学大学院情報科学研究科システム情報科学専攻

    t へとパケットを送り確認応答を返して終了する．
end if
$t \in P(v,k)$ を満たすような k を見つける．
if $f_k(v) = *$ **then**
    停止する．
else
    $f_k(v)$ へパケットを送り，$v = f_k(v)$ とする．
    2 に戻る．
end if

最初に $t \in D(v)$ かどうかを各ノードが計算で調べられるため，$GLNG(S)$ の連結性が補なわれている．

3.1 One-face ルーティング

方向ルーティングは局所最適な点に着いたとき，すなわち $f_k(v) = *$ となった時点で停止する．そのため，$GOAFR^+$ 同様ルーティングを続けるには例外的な操作が必要となる．この例外操作では，相対近傍グラフを利用する．相対近傍グラフ $RNG(S)$ は 2 点 $u, v \in S$ に対してレンズ $D(v) \cap D(u)$ に他の点が存在しないときに辺を張って得られるものである．次の定理が成り立つ．

定理 1 *one-faceルーティングは必ず* $d(q,t) < \max((1-\delta)r, 1)$ *を満たすような点* q *を* v *の face である* ∂R *上に見つける．*

このルーティングによって宛先 t までの距離は $(1-\delta)$ だけ減少するか，あるいは t が通信可能円内に入る．これによってネットワークが連結であれば，one-face ルーティングを併用する方向ルーティングアルゴリズムは必ず宛先 t へとメッセージを伝達することができる．

4 ルーティング手法の解析

ルーティング手法の解析を行うために，ノード分布に密度条件を仮定する．ノード間距離の下界値がパラメータ α で与えられるとき，以下のような結果が得られる．紙面の都合上，証明の詳細については割愛する．

ホップ数については $\Omega(d(s,t)\log \alpha^{-1})$ となるようなインスタンスが存在しており，我々はこの値が下界値であると予想している．しかし，現段階では次の弱い定理しか持ち合わせていない．

定理 2 密度条件を満たす，任意のノード集合 S とメッセージの送信元と宛先の対 $s, t \in S$ に対して，方向ルーティングを行う際のホップ数の期待値は，$f_k(v)$ がランダムに選択されるとき，$O(d(s,t)\log^2 \alpha^{-1} + \alpha^{-1})$ である．

次節で示すように，S のノードが移動する場合に $GLNG(S)$ を動的に管理するためには，ノード v は自分に入る有向辺を持つノードの情報についても知る必要がある．また，メッセージ衝突の観点からも $GLNG(S)$ の最大次数を見積もることは重要である．次の定理が成り立つ．

定理 3 ランダム選択戦略を適用すれば，密度条件を満たすような任意のノード配置における任意のノード v での入次数の期待値は，$O(\alpha^{-1})$ となり，$GLNG(S)$ の最大次数は高い確率で $O(\alpha^{-1}\log n)$ となる．

5 MANET での動的ルーティング

この節では，モバイルアドホックネットワークにおける提案アルゴリズムの動的なメンテナンスについて考察する．S をルーティングに関わるノード集合とする．ルーティングに貢献しないノードの更新は容易である．また，one-face ルーティングは必要に応じて行うものとしたので，$RNG(S)$ の情報は記憶しないものとする．つまり，我々が保持すべきものは $GLNG(S)$ であり，全体の構造はノードに分散させる形で保存するようにする．ノードの追加と削除は静的なネットワーク操作と比べて付加的な情報を一切必要としないので，近傍探索操作によりいつでも $f_k(v)$ を差し替えることができる．本論文では追加と削除に関する詳細は割愛する．

ノードの移動についての議論に移ろう．$w = f_k(v)$ とし，元の位置 w_0 からベクトル x だけ移動するものとする．もし，$w_0 + x \notin Q(v,k)$ であれば w は v にメッセージを送る必要がある．しかし，移動するのは w だけではなく v にも同様にいえることである．そのため，v_0 を最後に通信を行った時点での v の位置として $w_0 + 2x \notin Q(v_0,k)$ となれば w が v にメッセージを送信するように設定する．同様にノード v も v_0 からベクトル y だけ移動するときに $w_0 - 2y \notin Q(v_0,k)$ となれば，w にメッセージを送信する．こうしておけば，どちらかがメッセージを送信するまで $w \in Q(v,k)$ の関係が保たれることは明らかである．この通信によって $w \notin Q(v,k)$ であることがわかれば，v は $f_k(v)$ を更新するために近傍探索操作を実行する．

上記の手法には w が $Q(v,k)$ の境界付近にいる場合にメッセージが頻繁に送信されてしまう欠点があるが，微小値 ε を設け，最後の通信からどちらかが少なくとも ε だけ移動するまではメッセージを送信しないように設定することで回避可能である．

6 結論

one-face ルーティングは探索にあたって唯一つの面 R の境界のみを走査するため，概念的に face ルーティングよりも簡単である．とはいえ，これは依然コストの高い操作であって R が小さな面であるという保証もない．そこで現実のモバイルアドホックネットワーク上で one-face ルーティングを利用するにあたっては効率を高めるためにさらなる実用的な処理が必要であろう．例えば，$\partial R \cap D(v)$ のノードからなる連結成分を部分ネットワーク C とし，その端点へとメッセージを送信することが考えられる．C は $D(v)$ の局所的な情報のみから計算することが可能である．この方法によって近傍探索操作の呼び出し回数を減らすことができる．また，いくつかの固定されたノードを与えてノード配置を制御することや，高速な有線ネットワークを組み合わせてショートカットを設けることも可能である．

課題もいくつか残る．ホップ数は $f_k(v)$ を $Q(v,k)$ 内の最遠点とすることで減らすことができるが，逆に $f_k(v)$ が v に近いほど通信半径は小さくなり，通信にかかる電力消費を抑えることができる．また，最遠点を選択する戦略は動的な変化に対応することやノードの次数の観点からも難点を抱えている．このようなことから，現実的な利用を考える場合は $f_k(v)$ を選択する機構を，実際の分布やルータノードの能力に即したものとするべきであろう．さらに，干渉の解析や周波数帯の割り当て，輻輳時のパケット衝突等に関する解析は今後の研究における重要な課題である．

参考文献

[1] E. Kranakis, H. Singh and J. Urrutia, Compass routing on geometric networks ,CCCG1999.

[2] P.Bose, P.Morin, I.Stojmenovic and J.Urrutia, Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks.Wireless Networks, No.7, 2001, pp.609-616.

[3] F. Kuhn, R. Wattenhofer, and A. Zollinger: Asymptotically Optimal Geometric Mobile Ad-Hoc Routing, In Proc. 6th Int. Workshop on Discrete Algorithms and Methods for Mobile Computing and Communications (Dial-M), pages 24-33, ACM Press, 2002.

[4] F. Kuhn, R. Wattenhofer, Y.Zhang and A. Zollinger: Geometric ad-hoc routing: of theory and practice, PODC 2003, pp 63-72.

[5] M. M. Halldorsson, T. Tokuyama: Minimizing Interference of a Wireless Ad-Hoc Network in a Plane, ALGOSENSORS 2006, 71-82.