

# メッシュネットワークにおける ジオメトリックルーティングに関する研究

小沼 寛明 佐藤 和茂 徳山 豪  
東北大学大学院 情報科学研究科

平面上に多数の無線ノードが配置され、各ノードが通信半径内のノードとの直接通信ができるアドホックネットワークにおいて、効率的にジオメトリックルーティングを行うアルゴリズムを提案する。具体的には、局所近傍グラフ構造を用いてメッシュネットワーク構造を構築し、その上でのマルチホップルーティングを、ノードの位置情報を用いて行うルーティングアルゴリズムである。本ルーティング手法は、密度の高い点配置では非常に効率的に経路選択ができ、さらに補助的な手法を併用する事により、一般の点配置で理論的な伝達保証のあるアルゴリズムを与える。

## Geometric Routing on Mesh Network

Hiroaki Onuma Kazushige Sato Takeshi Tokuyama  
GSIS, Tohoku University, Japan

We propose a novel multihop geometric routing algorithm on an adhoc wireless network in which each node can directly connect to nodes in its transmission radius. We design a mesh-like network based on a local neighborhood graph, and our algorithm can perform an efficient multi-hop routing by using the location information of nodes. The algorithm works efficiently on dense configuration of points, and we give theoretical guarantees that a packet can be always sent to any destination on an arbitrary configuration, if we use an additional exceptional routine.

### 1 研究の背景

多くの移動可能なノードを持つ無線通信ネットワークは近年では非常に重要なインフラストラクチャであり、携帯電話やPDA、パソコンなどをノードとした無線ネットワークは日常的に利用されている。現在一般的に利用されるネットワーク機構では、ノードがインターネットに接続する場合には、基地局やホットスポットのアクセスポイントなど、インターネットに直接アクセスできる機器と通信を行うのが一般的である。一方、アドホックネットワークでは、ノードは必ずしも直接基地局やアクセスポイントと直接の通信をする必

要は無く、近くのノードとの通信を介して間接通信を行う。通信を受けたノードは情報を伝達リレーし、最終的にインターネットに接続された機器との通信を可能にする。アドホックネットワークでの通信伝達においては、仮想的に情報伝達を行うグラフ(メッシュと呼ぶ)を構成し、このメッシュのパスを利用して情報伝達を行う手法、すなわちメッシュネットワークによる情報伝達が広く利用されている。メッシュネットワークでは、十分な数の端末があれば細かい配置に依存せずにネットワーク通信が実現され、また通常は自律的にネットワークが構成されるため、現在の無線LANで必要なアクセスポイントの設置や配線の手間などが

大幅に軽減されるという利点を持つ。また、ノードが故障や電池切れで利用できなくなっても、迂回ルートを利用した、ルートの自動変更により通信を保つことができ、障害に強いという性質をもったネットワークである。メッシュネットワークでの大きな技術的問題はルーティングである。基本的に有線で構築されるインターネットでの静的なルーティングテーブルを用いるルーティングと異なり、メッシュネットワークではノードの移動やネットワークからの離脱などを考慮した動的なルーティングが必要である。

## 2 本研究の目的

本研究では、アドホックネットワークにおけるジオメトリックルーティングを行うためのメッシュネットワークの構成と、ルーティングアルゴリズムを考察する。ジオメトリックルーティングでは、ノードの位置情報を利用してルーティングを行う。各ノードは一定の通信可能範囲（半径  $r$  の円）を持っており、

- a) 各ノードは自分の設置されている座標を知っている、
- b) 各ノードは自分の周りのノード（通信可能半径  $r$  内のノード）の識別番号（ID）とその位置を知ることができる、

c) メッセージの送り元は送り先の座標を知っているという前提でのルーティングを考える。各ノードが自分の位置を知る方法との一例としては GPS(Global Positioning System) の利用が考えられ、各ノードは緯度と経度による平面座標としての位置情報を利用できる。

図 1 は単純なジオメトリックルーティングの例であり、送り元ノードやパケットを受け取ったノードは、パケットに指定されている宛先ノードの位置情報を見て、宛先に近づいて行くような隣接ノードにパケットを送っていく。これはグリーディールーティングと呼ばれる、基本的なジオメトリックルーティングの戦略である。

本稿では、ネットワークのトポロジとして局所近傍グラフ (Local Neighborhood Graph) という疎な（線形個の辺数をもつ）グラフ構造を用いたルーティングアルゴリズムを提案する。このネットワークは、完全にローカルな情報（各ノードがネットワーク制御用のパケットを流したりする必要がなく、周囲のノードから通信要求があるかどうかだけの情報）で構築することができるので、制御用のパケットでネットワーク効率を下げることはない。このネットワークを用いて、

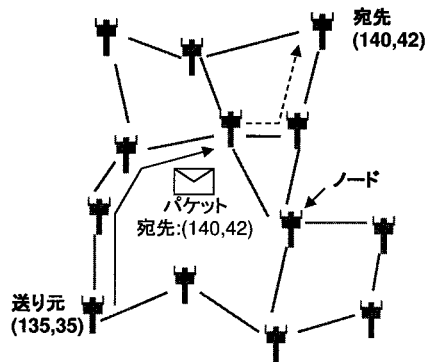


図 1: ジオメトリックルーティング

点配置の分布が良い場合には、非常に簡潔で効率の良い経路選択ができ、一般の点配置でも、Face Routing と呼ばれる補助ルーティンを用いることで伝達も保証するアルゴリズムを与える。さらにそのアルゴリズムのコンピュータでのシミュレーション実験を行い、性能を評価する。

## 3 関連研究

アドホックネットワークのルーティングアルゴリズムとして、フランスの国立研究所 INRIA で提案された OLSR(Optimized Link State Routing) プロトコルがある。OLSR プロトコルは、フラッディングと呼ばれるグラフ探索を用いて、予めネットワーク全体へのルーティングテーブルを作成し、それによって通信を即座に行うことができる Proactive 型と呼ばれるものである。OLSR プロトコルの特徴はフラッディングを効率よく行うために「MPR (Multipoint Relay) 集合」という概念を用いてフラッディングを行うノードを必要最低限に抑えることにあり、ノードの密度が高くなれば高くなるほど効果的になる。しかしながら、ネットワークの変更によるルーティングテーブルの更新には大きな手間が必要となる。Johnson らの DSR(Dynamic Source Routing)[6] DSR プロトコルは、通信要求があった時点で経路の探索をフラッディングで行うもので、Reactive 型と呼ばれる。通信開始時に、経路探索用のパケットをフラッディングし、そのパケットを受け取ったらパケットの経路情報に自ノードの情報を書き加えてフラッ

ディングを繰り返す。そして、目的ノードまで到達した場合には、宛先までの経路情報を書き込んだパケットを送信ノードに返す。このように、DSRは経路を決めてから実際に送りたいメッセージを送るというプロトコルである。DSRでは通信要求があつてから通信開始までの時間短縮のため、ノードに経路情報のキャッシュを蓄えるなどの工夫がされているが、宛先ノードまでのホップ数が数ホップ程度の短いものを想定しているアルゴリズムである。

一般にフラッディングの利用はネットワークの通信量を増大し負担が大きいため、ノードの位置情報を利用してフラッディングを用いないルーティングを行うというのがジオメトリックルーティングのアイデアである。ジオメトリックルーティングの例としては、単純に宛先ノードに最も近いノードにパケットを送る Greedy Routing 手法がよく知られており、高密度点配置ではホップ数の最小化の観点からは非常に効率的であるが、通信先のノードがパケットに依存するので、その探索に制御パケットの送信が必要となり、通信量がやはり大きいという欠点を持つ。また、ノードの配置が悪い場合には宛先までは到達できないことが知られている。その他、Kranakis らの常に宛先ノードとの角度が最小となる隣接ノードにパケットを送る Compass Routing[7]も、到達を保証できない。それらの欠点を克服するため、Bose らの Face Routing[3]、Kuhn らの、ガブリエルグラフ上の Greedy Routing と Face Routing を組み合わせた GOAFR+[5]などが提案されている。Face Routing や GOAFR+ は仮想的に構築した平面グラフを利用したメッシュネットワークであり、必ずノードを伝達するという保証を持つ。しかしながら、いずれもルーティングにかかるホップ数は大きいという欠点がある。

## 4 本論文で用いる幾何学的概念

### 4.1 ネットワーク

平面上に  $n$  個のノードの集合  $V = \{v_1, \dots, v_n\}$  が与えられたとする。各ノード  $v_i$  は一定の通信 (可能) 半径  $r$  を持ち、半径が  $r$  で中心が  $v_i$  の  $n$  個のディスクの集合  $D = \{D_1, \dots, D_n\}$  を考える。  $V$  における無線ネットワークをグラフ  $G(D) = (V, E)$  で定義する。ここで無向辺  $(v_i, v_j)$  は  $v_i \in D_j$  かつ  $v_j \in D_i$  のとき定義する。すなわち、 $v_i$  と  $v_j$  はお互いの通信半径の中にい

る時のみ互いに通信可能であるということである。このようなグラフは Unit Disk Graph (UDG) と呼ばれる。UDG が連結でないときのようなルーティング手法も伝達を保証できないため、UDG が連結であるということは仮定する。

### 4.2 Local Neighborhood Graph

平面上の各ノード  $v \in \mathbb{R}^2$  に対して、図 3 で示したように平面を 6 つの領域 (cone: コーン)  $R_1(v), R_2(v), \dots, R_6(v)$  に分割する。ここで、 $R_k(v)$  は  $v$  に対する仰角が  $\left[\frac{(k-1)\pi}{3}, \frac{k\pi}{3}\right)$  の範囲であるような領域を表す。

$nb_k(v, V)$  を  $V \cap R_k(v)$  のうちノード  $v$  に一番近い点とする。Local Neighborhood Graph (LNG)[1][2]  $LNG(V)$  は各ノード  $v$  から 6 つの局所近傍 (Local Neighbor) への有向辺で結ばれているグラフとなる。

Local Neighborhood Graph はある Unit Disk Graph の部分グラフになっており、一般には平面グラフにはならない。

以下では LNG の性質について述べる。

**補題 1.** ノード  $u, v$  は  $R_k(p)$  内のノードで  $d(p, u) \leq d(p, v)$  を満たすとする。このとき  $d(u, v) < d(p, v)$  が成り立つ。ここで  $d(p, q)$  はノード  $p, q$  間の距離を表す。

**証明:** これは、中心角が  $\pi/3$  の扇形の中にある 2 点の距離の最大値 (最も遠く離れたときの距離) はその扇形を形成する円の半径となるからである。すなわち、 $p$  を円の中心とし、 $v$  を円周上にとり、 $v$  が含まれるように中心角が  $\pi/3$  となるような扇形を考える。すると  $p, v$  はこの扇形の中でもっとも遠く離れた 2 点であるので、その扇形の内部に  $u$  をとれば  $d(u, v) < d(p, v)$  が成り立つ。 □

次の補題 2 は、 $LNG(V)$  は有向グラフであるが、 $LNG(V)$  の全ての有向辺を無向辺とみなしたときに得られるグラフが  $MST(V)$  を含んでいることを述べている。

**補題 2.** 無向化した  $LNG(V)$  は  $MST(V)$  を含む。つまり  $LNG(V)$  は連結である。

**証明:** 図 2 のように、ノード  $p$  が  $MST(V)$  のある部分木 Tree A に含まれ、ノード  $p$  のあるコーン  $R_i(p)$  に  $MST(V)$  の別の部分木 Tree B に含まれるノード  $q$  があるとし、さらに Tree A にも Tree B にも含まれ

ていないノード  $u$  が  $R_i(p)$  の中でノード  $q$  よりもノード  $p$  に近く,  $R_{(i+3) \bmod 6}(q)$  の中で  $p$  よりも  $q$  に近いところに存在するとする. Tree A と Tree B は,  $V$  のノード  $u$  以外の全てのノードが Tree A または Tree B に含まれるように選ぶ. このとき辺  $pu$ , 辺  $qu$  は LNG の辺となり, 辺  $pq$  は LNG の辺でない.

辺  $pq$  が MST に含まれており, Tree A と Tree B が辺  $pq$  で連結していると仮定して背理法で証明する. ノード  $u$  は Tree A にも Tree B にも含まれていないので, どちらか一方の Tree と連結するために Tree A を構成するあるノード  $v$  ( $p$  でもよい) と連結していると, ノード  $u$  が Tree A に含まれているとしても一般性を失わない. しかし, 補題 1 より, 辺  $pq$  は辺  $qu$  より長いので, 辺  $uq$  によって Tree A と Tree B は連結されていなければならないので矛盾である.  $\square$

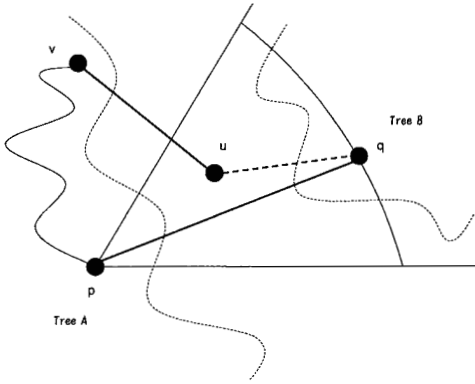


図 2: 補題 2 の証明

**補題 3.** 無向化した LNG の辺の数は  $O(n)$  である. ここで  $n$  はノード数とする.

**証明:** (有向)LNG の各ノードの辺の出次数は高々 6 なので, 無向化した LNG の辺の数は高々  $6n$  である.  $\square$

実際には無向化の際に辺の元と先が対になっている 2 つの有向辺は 1 つの無向辺とみなされ, また全てのノードが 6 つの隣接ノードを持つわけではないので, 無向化した LNG の辺数は  $6n$  よりもはるかに少ない.

### 4.3 Unit Radius Local Neighborhood Graph

本研究では, ノードは何らかの無線機器であるものを想定しており, 通常は通信可能な距離に制限がある. 本論文ではこれ以降, ノードの通信可能半径をすべてのノードに対して一様に  $r$  とする. また, Local Neighborhood Graph において長さが  $r$  より大きい辺を取り除いたグラフを Unit Radius Local Neighborhood Graph (URLNG) と呼ぶ. 一般には LNG と同様に URLNG は平面グラフにはならない.

以下では URLNG の性質について述べる.

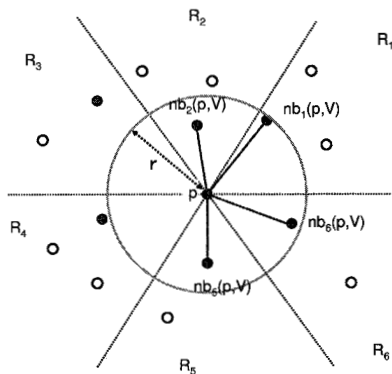
**補題 4.** 半径  $r$  の  $UDG(V)$  が連結グラフのとき, 無向化した半径  $r$  の  $URLNG(V)$  は  $MST(V)$  を含む.

**証明:** 無向化した  $URLNG(V)$  は, 無向化した  $LNG(V)$  から半径  $r$  より大きい辺を取り除いただけなので,  $LNG(V)$  が  $MST(V)$  を含んでおり,  $MST(V)$  のすべての辺の長さが  $r$  以下ならば  $MST(V)$  のどの辺も削除されない. したがって, 無向化した  $URLNG(V)$  は  $MST(V)$  を含む.  $\square$

後述のように, 我々のアルゴリズムは  $URLNG(V)$  上での Greedy ルーティングを基盤としている. しかしながら, Greedy ルーティングは伝達を保証しないので,  $GOAFR^+$  と同様に補助的に Face Routing を利用する. Face Routing はノードを頂点とする連結平面グラフ上で動作する経路探索アルゴリズムである.  $URLNG$  では Face Routing を適用できない. そのため,  $GOAFR^+$  と同様に Gabriel Graph を利用する. Gabriel Graph とは, ネットワーク内の互いに通信可能なノードの組がある時, その 2 点間の辺を直径とする円内に他のノードがない時に, そのノードの組を辺 (Gabriel 辺) で結んで得られるグラフである. Gabriel Graph の特徴は平面グラフであり, Unit Disk Graph の部分グラフとなる. Gabriel Graph は, 各ノードが自律的に動作してネットワークを構成するアドホックネットワークにおいて, 各ノードが局所的に構築する事が出来る.

**補題 5.** Unit Disk Graph  $UDG(V)$  が連結なグラフであるとき, 無向化した  $URLNG(V)$  と  $GG(V)$  の共通部分であるグラフ  $URLNG(V) \cap GG(V)$  は  $MST(V)$  を含む.

**証明:**  $URLNG(V)$  も  $GG(V)$  も  $MST(V)$  を含むの



cone	next
$R_1$	$nb_1(p, V)$
$R_2$	$nb_2(p, V)$
$R_3$	-
$R_4$	-
$R_5$	$nb_5(p, V)$
$R_6$	$nb_6(p, V)$

図 3: ノード  $p$  のルーティングテーブル

で、その共通部分グラフである  $URLNG(V) \cap GG(V)$  も  $MST(V)$  を含む。 □

## 5 提案するジオメトリックルーティング手法

この章では、本論文で提案するメッシュネットワーク上のジオメトリックルーティングの手法の説明を行う。このルーティング手法は局所近傍グラフで形作られたネットワーク上で動作するアルゴリズムである。基本的な戦略は、ノードにパケットが流れてきたら、常に目的地である宛先ノードに向かう方向にパケットを流していくというものである。ただし、宛先ノードに向かう辺が無い場合には、Face Routing を応用した方法でルーティングを続けることでグラフが連結している場合の到達性を保証している。

### 5.1 LNR(Local Neighborhood Routing)

まずは Local Neighborhood Graph(LNG) の構造を持つネットワークでの Greedy Algorithm である Local Neighborhood Routing (LNR) について述べる。このアルゴリズムでは、パケットが送られてきたノードは、宛先ノードが存在する方向に連結しているノードに向けてパケットを転送する。LNR を用いると通信半径が無限大である LNG ネットワークでは必ずパケットは宛先ノードに到達できる。

LNR では、各ノードは最大で 6 つの方向に対するルーティングテーブルを持っている。図 3 はあるノード  $p$  のルーティングテーブルを表している。  $p$  では自分の局所近傍ノードが各方向へのルーティングテーブルの転送先になっており、  $R_3, R_4$  方向の転送先は登録されていないのがこの表から分かる。LNR は全ての通信範囲内のノードの中から宛先ノードに一番近いノードを探索しなくてはならない Greedy Routing と比較すると、1 つのノードでのルーティングには  $O(1)$  の定数時間しかかからず、ノードに必要な記憶量も  $O(1)$  で十分である。

ルーティングの方法を示す。

#### LNR(Local Neighborhood Routing)

- (Step1) 初めの送り元ノードはパケットに”宛先ノードの ID 番号”と”宛先ノードの位置”を書き込む。途中の中継ノードはパケットを受け取る。
- (Step2) 書き込まれている”宛先ノードの ID 番号”が自分の ID 番号と一致するならば、ここで終了する。
- (Step3) ”宛先ノードの位置”が自分にとってどの方向のコーン  $R_i$  に含まれているかを計算する。
- (Step4) ルーティングテーブルにそのコーンに対する転送先が登録されていればそのノードに転送し、登録されていなければここで終了し、パケットは宛先ノードまで伝達されない。

図 4 は LNR の動作の様子を表したものである。ノード  $s$  からノード  $t$  までの経路探索はまず、  $s$  から  $t$  を見ると、右下のコーン  $R_6$  に含まれているので、  $s$  に



とつての  $R_6$  の局所近傍であるノード  $u$  にパケットが転送される。次に  $u$  でも  $t$  は右下のコーン  $R_6$  に含まれているので、 $s$  にとつての  $R_6$  の局所近傍であるノード  $v$  にパケットが転送される。 $u-t$  間に直接辺があるが、これは  $t$  から  $u$  への有向辺なので  $u$  から直接  $t$  へ転送はできない。 $v$  では、 $v$  の右上のコーン  $R_1$  に対するルーティングテーブルに  $t$  が登録されているので、 $u$  から  $t$  にパケットを転送して終了する。

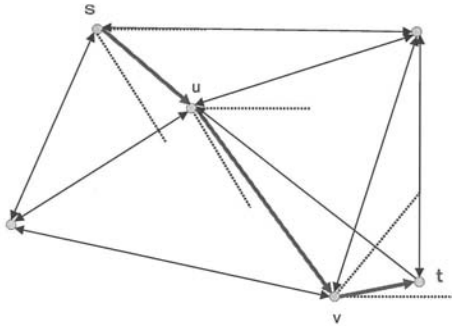


図 4: Local Neighborhood Routing

**定理 1.** ノードの通信半径が十分大きく、各点に関して局所近傍が全て通信半径内にある場合は、LNR は必ずパケットを目的ノードへ伝達する。

証明は 7 節, 補題 6 で行う。また、LNR においては、各ノードに必要なルーティングサイズのテーブルは  $O(1)$  であり、また経路選択にかかる時間は  $O(1)$  であるので、非常に効率的である。しかしながら、実際のノードである無線機器は通信距離が限られ、定理の前提条件が必ずしも満たされない。従って、次節ではこのような場合でも伝達を保証するアルゴリズムを提案する。

## 6 LNAFR

### 6.1 LNAFR の概要

前節で解説した LNR アルゴリズムを用いたとき、ノードの通信可能半径が制限され、ノードの配置が悪い場合には宛先ノードに到達できないことがある。そこで本論文では、LNR でのルーティングを補完する方

法として Adaptive Face Routing を部分的に利用することを考える。しかしながら、LNG は平面グラフではないのでこのままでは Face Routing が破綻してしまう。そこで LNG と Gabriel Graph との共通部分を取り、そのグラフ上で AFR を行う。以下そのアルゴリズムを LNAFR(Local Neighborhood routing + Adaptive Face Routing : ルナファー) と呼ぶ。

LNAFR ではまず、送り元ノード  $s$  から LNR によって宛先ノード  $t$  に向かってパケットを転送していく。この途中で  $t$  に向かう辺の無い局所最近ノード  $u$  に到達する可能性がある。この状況を打破するために LNAFR では Adaptive Face Routing を使う。Adaptive Face Routing は  $t$  へ向かって広がっている face の巡回をしながら  $t$  へ近づいていくアルゴリズムであり、パケットの転送中に適宜探索範囲を変えながら経路探索を行うルーティングアルゴリズムである。このようなやり方は最適なパスでのコスト (ホップ数や距離など) と比較したときに漸近的に最適なアルゴリズムであることが [4] で示されている。

LNR で用いている Unit Radius Local Neighborhood Graph(URLNG) は有向グラフであり、また平面グラフでもない。Adaptive Face Routing を行うためには無向の平面グラフである必要がある。そこで、無向化した URLNG と Gabriel Graph GG の共通部分  $URLNG \cap GG$  に対して Adaptive Face Routing を行う。 $URLNG \cap GG$  が MST を含み、ネットワークの連結性を保っていることは 4.3 節で示している。また URLNG も GG も各ノードがローカルな情報だけで構成できることになり、 $URLNG \cap GG$  も各ノードが自律的に構成できるのでアドホックネットワークでの利用に適している。

ある程度密度が高いネットワークにおいては Greedy Algorithm である LNR の方が効率的のよい経路選択が期待できるので、LNAFR では、LNR に戻れるノードに到達した場合にはすぐに LNR に移行する。その条件とは、1) Adaptive Face Routing に移行したノードより近いノードである、2)  $t$  に向かうノードがある、の 2 つである。この条件に合うノードが無い場合でも、 $s-t$  ラインと交わる辺を通過した場合に次の face に移動する、通常の Face Routing と同じアルゴリズムで  $t$  に近づいていくので、ネットワークが連結ならば必ず  $t$  に到達することができる。

## 6.2 LNAFRの動作

まず、パケットの送り元ノード  $s$  では、パケットに自分の位置や宛先ノード  $t$  の位置などを書き込む。そして、LNR による LNR モードで次のノードに送ることを試みる。

### 6.2.1 LNR モード

送り元ノード及び LNR モードでのパケットを受け取ったノードでは LNR で次のノードに送ることを試みる。LNR モードでは LNR 同様  $t$  を含むコーンを計算し、ルーティングテーブルに従って局所近傍ノードにパケットを転送する。もし、 $t$  を含むコーンに局所近傍ノードがないノード  $u$  にパケットがたどり着いた場合には、 $u$  において、AFR モードに移行する。

### 6.2.2 AFR モード

AFR モードでは Adaptive Face Routing によりルーティングを行う。LNAFR では、GOAFR<sup>+</sup> と同様に  $t$  を中心とした探索円  $C$  の範囲で Face Routing を行う。 $C$  の半径  $Cr$  の初期値を  $Cr = 1.4 * d(s, t)$  とする。ここで  $d(v_1, v_2)$  はノード  $v_1$  とノード  $v_2$  のユークリッド距離を表す。その後はノード  $u$  で AFR モードに移行するときに  $Cr = Cr / (\sqrt{2})^i$  で更新する。ここで  $i$  は  $u$  が  $C$  に含まれるという条件の下で最大の整数である。

AFR モードの開始ノード  $u$  では  $URLNG \cap GG$  の上で  $u$  と  $t$  を結んだ直線上にある face を時計回りに巡回を始める。face とは平面グラフの辺で囲まれた部分領域のことである。巡回中に  $u$  よりも  $t$  に近く、 $t$  を含むコーンに局所近傍ノードが存在するノードで LNR モードに戻る。

face 巡回中に、次のノードに送ると  $C$  を越えてしまうノードでは、巡回方向を変えてパケットを反時計回りに送る。二回目に  $C$  を越える場合には、巡回した face の中で最も  $t$  に近いノードから  $Cr = \sqrt{2}Cr$  として、再度 AFR モードで巡回する。パケットが  $t$  に到達すればアルゴリズムは終了する。

## 7 アルゴリズムの解析と評価

本章では前章で提案した LNR と LNAFR の両アルゴリズムの正当性の証明を行う。

単純に「宛先ノードが存在する方向」へパケットを転送するアルゴリズム(すなわちノード  $n_M$  で宛先ノード  $t$  にパケットを送るとき、 $\angle n_i n_M n_{M+1}$  が最小となるノード  $n_{M+1}$  に送るアルゴリズム)では、 $t$  に到達できないことが知られている [7]。一方、本論文で提案した LNR は必ず宛先に到達することができる。

**補題 6.** LNR は、通信半径に制限のない *Local Neighborhood Graph* においては必ず宛先ノード  $t$  に到達できる。

**証明:** 送り元ノードを  $s$  としたとき、コーン  $R_i(s)(\exists t)$  に含まれて、 $d(s, p) < d(s, t)$  となるようなノード  $p$  が存在しないとき、 $s$  から  $t$  に向かう LNG の辺が存在するので、LNR アルゴリズムで  $s$  から  $t$  へは直接パケットを送ることができる。

コーン  $R_i(s)(\exists t)$  に含まれて、 $d(s, p) < d(s, t)$  となるようなノード  $p$  がいくつか存在するときには、LNG では  $\min_{p \in R_i(s)} d(s, p)$  をとるような  $p$  に対して  $s$  から  $p$  に辺が存在する。LNR で  $s$  から  $p$  にパケットを送ったとき補題 1 より、必ず  $s$  よりも  $t$  に近づいているということが言える。ノードは有限個しかないので、LNR は LNG ネットワーク上で必ず宛先ノードに到達できる。 □

次に LNAFR が最適保証のあるアルゴリズムであることを示す。

**定理 2.** 点集合  $V$  の MST が、通信半径以下の辺だけを用いて構成できるとき、LNAFR は必ず宛先ノード  $t$  に到達できる。

**証明:** 点集合  $V$  の MST が、通信半径以下の辺だけを用いて構成できるとき、補題 5 より  $URLNG \cap GG$  は  $MST(V)$  を含むので連結であり、また平面グラフである。MST( $V$ ) を含む平面グラフは AFR で宛先ノード  $t$  まで到達できる [4] ので、LNAFR は、必ず宛先ノード  $t$  に到達できる。 □

**定理 3.** 点集合の MST が、伝達半径の辺だけを用いて構成できないときは、パケットはどんな手法でも宛先ノード  $t$  へ伝達を行うことができない

**証明:** 点集合の MST が、伝達半径の辺だけを用いて構成できないとき、その Unit Disk Graph は連結でない。よって、連結でない送り元ノード  $s$  と宛先ノード  $t$  の組み合わせの場合にはどんなアルゴリズムも  $s$  から  $t$  へのルーティングを行うことはできない。 □

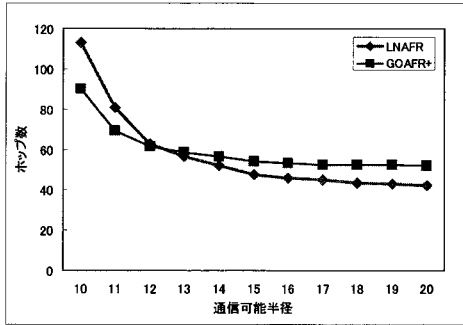


図 5: 実験結果

定理 2,3 より, LNAFR は最適保証を与える手法であるといえる。

## 8 実験

本節では LNAFR と GOAFR+ の性能比較実験の結果を述べる。比較対象は宛先ノードに到達するまでに経由したノード数 (ホップ数) で比較する。

図 5 は  $200 \times 200$  の大きさの平面上に 1000 個のノードを配置し, 各ノードの通信可能半径を 10 から 20 に変化させたときの LNAFR と GOAFR+ でそれぞれルーティングを行ったときの平均のホップ数を示している。実験では, LNAFR は, LNG 及び,  $URLNG \cap GG$  のネットワーク上で, GOAFR+ は Gabriel Graph のネットワーク上で実行した。グラフから分かるように通信半径が大きく, 相対的に密なネットワークでは, LNAFR の方が GOAFR+ と比較して, 15% から 20% 程度少ないホップ数でルーティングが実行できている。

## 9 まとめ

本研究ではメッシュネットワークにおけるルーティング手法に関して, Local Neighborhood Graph というグラフの構造を利用した各ノードでの経路選択が  $O(1)$  で可能な LNR アルゴリズムを提案した。また, このアルゴリズムが連結な Local Neighborhood Graph 上では伝達を保証することを示した。また, 通信半径を有限の範囲に制限した Unit Radius Local Neighborhood

Graph 上でも伝達を保証する LNAFR アルゴリズムを提案した。

実験においては, LNAFR のアルゴリズムが通信半径に対して十分に密度が高いネットワーク上ではホップ数が少なく効率的なルーティングが行えていることが確かめられた。本研究の拡張として, 局所近傍として最近近傍を取るのではなく, 通信半径内のランダムな近傍を取るという手法を現在研究中である。この拡張手法では点集合の動的な変化や移動に対してメッシュネットワーク構造を効率的に変更する事が出来, より実用に近いシステム設計ができるものと期待している。

## 参考文献

- [1] Magnus M. Halldorsson, Takeshi Tokuyama: Minimizing Interference of a Wireless Ad-Hoc Network in a Plane. ALGOSENSORS 2006: 71-82
- [2] A. C.-C. Yao, On Constructing Minimum Spanning Trees in  $k$ -Dimensional Spaces and Related Problems, SIAM J Comput., 11(1982), 721-736
- [3] P. Bose, P. Morin, I. Stojmenovic, and J. Urrutia. Routing with Guaranteed Delivery in Ad Hoc Wireless Networks. Wireless Networks, No. 7, pp. 609-616, 2001
- [4] 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.
- [5] Fabian Kuhn, Roger Wattenhofer, Yan Zhang and Aaron Zollinger. Geometric ad-hoc routing: of theory and practice. PODC. 2003. pp 63-72.
- [6] David B Johnson and David A Maltz, Dynamic Source Routing in Ad Hoc Wireless Networks, Mobile Computing, 353, 1996
- [7] Evangelos Kranakis and Harvinder Singh and Jorge Urrutia, Compass routing on geometric networks, CCCG, 1999