

## 推薦論文

# データセントリックセンサネットワークにおける地理的位置情報を必要としないルーティング方式の提案と評価

油田 健太郎<sup>†1,†2</sup> 佐藤 雄亮<sup>†1</sup> 岡崎 直宣<sup>†3</sup>  
富田 重幸<sup>†3</sup> 朴 美娘<sup>†4</sup>

センサネットワークは、バッテリー駆動のセンサ端末で構成されており、省電力化が重要な課題となる。そのため、ルーティングにおいても通信量の少ない方式が求められる。これまで地理的位置情報を用いることにより通信量を抑えたルーティング方式が提案されているが、地理的位置情報を取得するためには、各センサ端末に特別なデバイスを提供する必要があり、低コスト化、小型軽量化するうえで妨げとなるだけでなく、地理的位置情報を取得する際に電力を消費するという問題がある。そこで、本論文では地理的位置情報を用いることなく既存の地理的位置情報を用いた手法と同程度に通信量を抑え、かつ一部のノードに通信の集中が起こりにくいルーティング方式である HVGF (Hop-Vector-based Greedy Forwarding) を提案する。提案方式では、 $n$  個の基準点を設け、基準点からのホップ数を要素とするベクトルをすべてのセンサ端末に作成し、その  $n$  次元ベクトル間の距離に基づいて Greedy Forwarding を行う。シミュレーションによる評価を行い、既存の正確な地理的位置情報を用いる方式と比較して、同程度の性能と通信量であること、ノード密度の低いネットワークやノードの分布に偏りのあるネットワークに適した方式であることを明らかにする。

## Proposal and Its Evaluation of a New Routing Scheme for Data-centric Sensor Networks without Geographic Information

KENTARO ABURADA,<sup>†1,†2</sup> YUSUKE SATO,<sup>†1</sup>  
NAONOBU OKAZAKI,<sup>†3</sup> SHIGEYUKI TOMITA<sup>†3</sup>  
and MI RANG PARK<sup>†4</sup>

For sensor networks consisting of battery-powered sensor nodes, power saving is significant challenge. It is effective to reduce the amount of communication

for sensor networks where power resource is scarce, because sensor nodes consume energy most in communication. We propose a routing protocol HVGF (Hop-Vector-based Greedy Forwarding) which reduces the amount of communication and doesn't need geographic information. In this method, we introduce  $n$  base nodes, and assign  $n$ -dimensional hop-vector consist of number of hops from each base node to each nodes. Then, each node forwards packets greedily based on distance between hop-vectors of the node and destination. The simulation results show that HVGF works well in the low density network and in the network with a large void in the center compared to existing greedy forwarding method using information of geographic location.

### 1. はじめに

近年、無線移動端末などを用いて固定のインフラがない場所にネットワークを構築するモバイルアドホックネットワークの研究が行われている。その中でも、ネットワークに接続されたコンピュータが身の周りの「いたるところ」に存在し、「いつでも、どこでも、だれでも」利便性の高いサービスや様々な情報へアクセスできるユビキタス環境を実現する重要な技術として、センサネットワークが注目されている。センサネットワークを構成するセンサ端末（以下、ノード）は、設置の容易性や設置場所の制約を少なくするために、バッテリー駆動であることが多く、小型軽量化が求められる。それにともない、各ノードは電力、メモリ、帯域などのリソースには大きな制約がある。また、ネットワークサイズによって数千個以上の大量の設置や竜巻の中や火山口、体内などの管理が困難な場所への設置も想定されているため、バッテリーの交換および再充電は実用的ではない。よって、センサネットワークでは従来の通信に求められていた高スループットや低遅延ではなく、省電力化が重要な課題となる。一般に無線通信機能を持つ情報通信端末における通信にかかる消費電力は大きく、特にセンサネットワークでは通信は最もエネルギー消費量の高い動作だといわれている<sup>1)</sup>。その

<sup>†1</sup> 宮崎大学大学院  
Graduate School of Engineering, University of Miyazaki

<sup>†2</sup> 熊本県立大学  
Prefectural University of Kumamoto

<sup>†3</sup> 宮崎大学  
University of Miyazaki

<sup>†4</sup> 三菱電機株式会社  
Mitsubishi Electric Corporation

本論文の内容は 2007 年 7 月のマルチメディア、分散、協調とモバイル (DICOMO2007) シンポジウムにて報告され、MBL 研究会主査により情報処理学会論文誌ジャーナルへの掲載が推薦された論文である。

ため、通信量を抑制することが電力資源に乏しいセンサネットワークにとって有効である。

センサネットワークでは、様々なルーティング方式が提案されているが、それらは大きく分けて GPS (Global Positioning System) などにより取得した正確な地理的位置情報を用いる方式と、地理的位置情報を必要としない方式の 2 つに分類される。従来、地理的位置情報を用いることにより通信量を抑えたルーティング方式<sup>2)</sup> が提案されているが、地理的位置情報を取得するためには、各ノードに特別なデバイスを付与する必要があり、低コスト化、小型軽量化するうえで妨げとなるだけでなく、地理的位置情報を取得する際に電力を消費するという問題がある。そのため、センサネットワークにとって通信量を抑制しつつ地理的位置情報を必要としないルーティング方式が望ましい。センサネットワーク上にツリー状の経路を構築することで地理的位置情報を必要としないルーティング方式<sup>3)</sup> も提案されているが、2 点を基準とするホップ数から各ノードの位置を求めているため、十分な精度が得られない。したがって、水平方向の順序が決定できない場合が多く、双方が属するサブツリーのルートまで転送する必要があるため、結果的にツリーのルート付近に負荷が集中すると考えられる。ネットワーク全体の稼働可能期間を延ばすためには、一部のノードに通信の集中が起こりにくいようなルーティング方法が望まれる。

そこで本論文では、センサネットワークにおいて地理的位置情報を用いることなく既存の地理的位置情報を用いた手法と同程度に通信量を抑え、かつ一部のノードに通信の集中が起こりにくいルーティング方式である HVGF (Hop-Vector-based Greedy Forwarding) を提案する。提案手法では  $n$  個 ( $n > 2$ ) の基準点を設け、すべてのノードに基準点からのホップ数を要素とするベクトルを作成する。その際、ルーティングの精度を上げるために、それぞれが互いになるべく離れるようにネットワークの周辺に配置されているノード (以下、周辺ノード) の中から自律的に  $n$  個の基準点が選択される仕組みを導入する。そして、その  $n$  次元ベクトルをアドレスとして用いた Greedy Forwarding (以下、GF) により目的ノードへのデータの転送を行う。ここで GF とは、各ノードが隣接ノードの情報を保持しており、自分の隣接ノードの中で一番あて先に近いノードへ転送することをあて先に届くまで繰り返す転送方法<sup>2)</sup> のことである。さらに、2 つのノードが「隣接している」とは、両者が互いの通信範囲内に入っており、双方向のリンクでつながっている状態と定義する。また、互いに隣接しているノードを他方の「隣接ノード」と呼ぶこととする。地理的位置情報を用いないことで、各ノードに GPS 受信モジュールなどを備える必要がなく、より小型軽量化、低コスト化、省電力化が可能となる。シミュレーションにより、パケット配送の成功率と平均ホップ数について、既存の地理的位置情報を用いる手法と比較した結果、提案方式は

同程度の性能を持つことを示す。

本論文の構成は以下のとおりである。まず、2 章では、関連研究としてセンサネットワークを対象とした既存のルーティング方式を地理的位置情報を用いる手法と地理的位置情報を必要としない手法に分けて整理する。また、本論文で対象とするセンサネットワークについて述べる。ここでは、データ保存先ノードの求め方の困難さの観点から、ノードが属性に 1 対 1 に対応するように規則正しく配置されるネットワークと属性に対応する区画とは独立にノードの配置が行われるネットワークの 2 つに分けて考える。3 章で、前者のネットワークを対象とした提案方式について述べ、4 章では、3 章で提案した手法を一般化し、後者のネットワークに対応させるための拡張について述べる。5 章では、シミュレーションによる評価を行い、提案方式の特性を示す。6 章は、まとめと今後の課題である。

## 2. 関連研究と対象とするネットワーク

本章では、センサネットワークにおける既存のルーティング方式を、GPS などにより取得した地理的位置情報を用いる手法と地理的位置情報を必要としない手法に分けて整理する。また、本論文で対象とするデータセントリックストレージ方式 (Data-Centric Storage, 以下、DCS)<sup>4)</sup> について述べる。

### 2.1 地理的位置情報を用いる手法

従来、地理的位置情報を用いることにより通信量を抑えたルーティング方式として、GPSR (Greedy Perimeter Stateless Routing)<sup>2)</sup> が提案されている。各ノードは、ノードのアドレスではなく取得した地理的位置情報や地理座標を用いて、通信範囲の中で一番あて先に近いノードにパケットを転送する GF を繰り返す。図 1 に GF によるパケット転送の例を示す。ノード  $x$  は、自身の通信範囲の中で一番あて先に近いノード  $y$  にパケットを転送する。パケットを受信したノード  $y$  は同様に自身の通信範囲の中で一番あて先に近いノードにパケットを転送する。これを繰り返すことで目的のノード  $D$  までパケットを転送する。しかし、通信範囲内で自分のノードが一番あて先に近い場合は、自分よりあて先に近いノードがないため、転送が停止してしまう。そのような場合には、PF (Perimeter Forwarding) を行う。PF は、GF が適用できなくなった時点のノードとあて先を結んだ直線が横切っている面に沿って、時計回りに転送する。PF を GF が適用できるノードに到達するまで行う。この方式は、隣接ノードとあて先ノードの位置のみの非常に少ない情報でルーティングを行えるため、必要とされるメモリ領域や通信量が少ないという利点がある。また、シミュレーションにより、パケットの配送成功率、オーバーヘッド、経路の最適化において既存の DSR

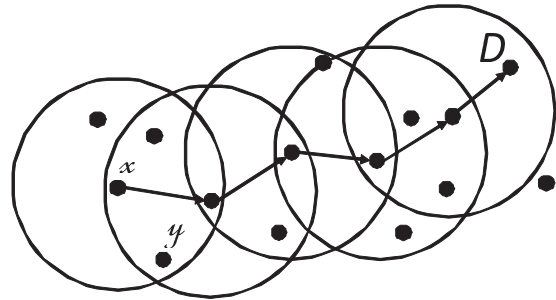


図 1 Greedy Forwarding によるパケット転送の例  
Fig. 1 An example of Greedy Forwarding.

(Dynamic Source Routing)<sup>5)</sup>より優れていることが示されている<sup>2)</sup>。

しかしながら、地理的位置情報を用いてルーティングを行う方式では、地理的位置情報の取得が前提となっており、GPSRをはじめ多くの場合、地理的位置情報の取得には正確な位置が取得可能なGPSが必要である。GPSの利用は主に屋外に限られており、屋内や地下では利用できない場合が多い。また、屋外であっても、都市部などの電波伝搬環境が悪い場所ではつねに期待した精度で即位が行えるとは限らない<sup>1)</sup>。加えて、センサネットワークでは、コストや電源事情の問題からすべてのノードにGPSを搭載することは難しい。GPSの代替として、超音波やレーザ、無線の電波強度を用いて位置を特定する研究も行われているが、現時点で、屋外・屋内・地下を問わず利用可能であり、かつ低コストで精度の高い測定が行える方法は確立されていない<sup>6)</sup>。

## 2.2 地理的位置情報を必要としない手法

地理的位置情報を必要としない方式として、ネットワーク上に構築したツリー上の経路を用いるGEM (Graph Embedding for Routing and Data-Centric Storage in Sensor Networks without Geographic Information)<sup>3)</sup>が提案されている。GEMでは、ツリー状の経路を用いて、各ノードにサブツリーの大きさに比例した範囲の値(以下、ラベル)を割り当てる。そのラベルはツリーの横方向に値が単調増加(または単調減少)するように割り振られる。ルーティングの際は、あて先ノードが共通のサブツリーとなるようなノードを経由して転送される。ルートからのホップ数(深さ)が同じノードどうしがリンクを構築し、横方向への転送を可能にすることで、ルート付近のノードへの負荷の集中を緩和するとともに、あて先までのホップ数を削減する工夫を行っている。ラベル作成時に必要な情報量・

通信回数が少ないためエネルギーコストは低いという利点があるが、2点を基準とするホップ数から各ノードの位置を求めているため、十分な精度が得られず、結果的にルート付近のノードへ負荷が集中する場合が多いと考えられる。

また、センサネットワークに限定せず、一般のアドホックネットワークを対象とした地理的位置情報を必要としない方式として、隣接ノードの情報のみでノード間の通信を行うGRLI (Geographic Routing without Location Information)<sup>7)</sup>が提案されている。GRLIは、ノード間のホップ数から求まる仮想的な位置(virtual coordinate)を求め、その仮想的な位置情報を基にGFを行う。シミュレーションにより、パケット転送成功率において正確な座標を用いた場合と同程度の性能があること、また、空洞や障害物がある場合にはそれを上回る性能があることが示されている。しかし、仮想的な位置を求める過程で、通信や計算のオーバーヘッドが非常に大きいという課題があり、センサネットワークへの適用は現実的ではない。

## 2.3 DCS方式

センサネットワークでは取得したセンシングデータの格納場所により、主に外部ストレージ方式(External Storage, 以下, ES), ローカルストレージ方式(Local Storage, 以下, LS), DCSの3つに分類される。

このうち、ESではセンシングデータをセンサネットワークの外部(シンクノードなど)に格納する。センシングデータはすべてネットワークの外部にある格納場所まで送信されるため、データ格納場所に近いセンサ端末に負荷が集中するという問題がある。一方、ネットワークの外部にデータが格納されているため、観察者からのクエリを格納場所まで送るセンサネットワークの通信コストがないという利点がある。なお、観察者とはセンサネットワークより、データを収集するユーザを指す。

一方、LSではセンシングデータはセンシングしたセンサ端末自身が保持する。センシングデータはセンシングと同時にセンシングしたセンサ端末に格納されるので、格納場所までの通信コストがないという利点がある。一方、観察者からのクエリを送る際、どのノードがどのようなデータを保持しているかわからず、クエリをフラッディングする必要があるため、その際の通信コストが非常に大きいという課題がある。

これらに対して、DCSはセンシングデータの温度や湿度、照度、風速などの属性に基づいてデータの格納場所(データを保持するノード)を決める方法である。ネットワークをセンシングデータの属性数に分割し、分割された区画に属性を対応付け、区画ごとにデータを保存するノードを配置する。各ノードでデータが発生すると、その属性に対応するノードを

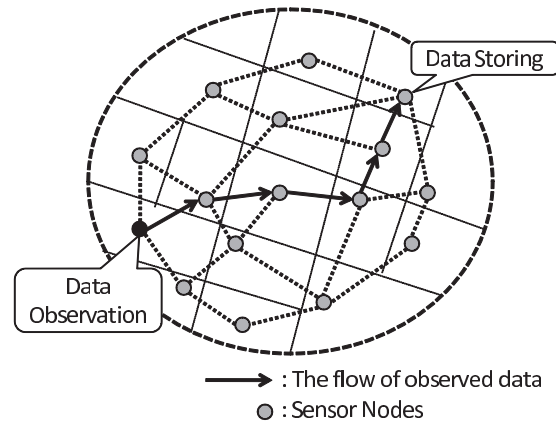


図 2 DCS における観測データの流れの例  
Fig. 2 An example of the flow of an observed data in DCS.

あて先としてデータを転送する。図 2 に DCS における観測データの流れの例を示す。データを観測したノードは、観測データの属性が対応付けられている領域のノードにユニキャストでデータを送り、対応付けられた領域のノードがその属性のデータを保存する。属性に基づいてデータの格納場所を特定可能であり、観察者からのクエリもそのデータを保持しているノードへユニキャストで送ることができるため、一部のノードへの通信の集中やフラッディングによる通信量の増加を防ぐことができる。そのため、農業分野での生育管理や公害対策での環境計測などの大規模なセンサネットワークにおいて DCS が有効である。そこで本論文では、一部のノードへの通信の集中やフラッディングによる通信量の増加を防ぐという観点から、ユニキャストによる任意の 2 点間の 1 対 1 通信を基本とする DCS を対象とした。

DCS では、属性のデータを保持するノードをセンサネットワークにマッピングさせる方法が重要となる。DCS を実現する方法として、GHT (Geographic Hash Table) を用いる手法<sup>8)</sup>が提案されている。GHT は、属性を地理的位置座標に対応付ける関数である。しかし、GHT で決定される地理的位置座標は、実際のノードの位置を考慮しておらず、決定された座標にノードが存在しない場合がある。そこで GHT を用いる手法では、地理的位置情報を用いる GPSR を利用してルーティングを行う。

本論文では DCS を対象として、地理的位置情報を用いることなく既存の地理的位置情報を用いた手法と同程度に通信量を抑え、かつ一部のノードに通信の集中が起こりにくいルー

ティング方式である HVGF を提案する。以下 3 章では、属性のデータを保持するノードをセンサネットワークにマッピングする方法を考慮しなくてもよい場合を想定し、ノードが属性に 1 対 1 に対応するように規則正しく配置されているネットワーク (以下、計画配置ネットワーク) を対象とした提案手法について述べる。さらに 4 章では、属性に対応する区画とは独立にノードの配置が行われるネットワーク (以下、一般配置ネットワーク) にも対応できるように一般化した手法について提案する。

### 3. ホップベクトルルーティング方式の提案

本章では、計画配置ネットワークを対象として、地理的位置情報を用いることなくノードをセンサネットワークにマッピングし、ルーティングを行う手法を提案する。計画配置ネットワークでは、ノードが各区画と 1 対 1 に対応するように規則正しく配置されていることを前提としている。このとき、ネットワークのトポロジをあらかじめ把握することができ、各ノードのアドレスも導出される。したがって、各属性に対応するノードを既知のアドレスを持つものから選ぶことにより、属性ごとにデータを保存すべきノードが一意に決定する。よって、ここでは属性を保持するノードが必ず存在し、あて先ノードが一意に指定されることを前提として議論する。また、提案手法では送信されるパケットのヘッダにあて先アドレスが含まれており、各ノードはノード ID により一意に識別できるものとする。

提案手法では  $n$  個 ( $n > 2$ ) の基準点を設け、すべてのノードに基準点からのホップ数を要素とするベクトルを作成する。その際、ルーティングの精度を上げるために、それぞれが互いになるべく離れるように周辺ノードの中から自律的に  $n$  個の基準点が選択される仕組みを導入する。そして、その  $n$  次元ベクトルをアドレスとして用いた GF により目的ノードへのデータの転送を行う。

本提案手法では、GEM<sup>3)</sup> のようにツリー上の経路を用いない任意の 2 点間による通信を行うため、特定のノードへの集中が起こりにくい。また、GPSR<sup>2)</sup> の GF と同様に、基本的に隣接ノードとあて先ノードの情報のみでルーティングを行うため、必要とされるメモリ領域や通信量が少ないという利点がある。

以下に、提案手法の詳細を述べる。まず、3.1 節でルーティングの基準となる各ノードのアドレスの作成方法について述べる。次に 3.2 節で、ノードが一意に指定されることを前提としたルーティング手法を提案する。

なお、計画配置ネットワークでは、基準点をあらかじめ決めておくことも可能である。特にネットワークの範囲が固定的な場合には以下で述べる 3.1.1 や 3.1.2 項の手順を省略する

ことができる。一方、ネットワークの範囲の拡張を考慮した場合や、4章で述べる一般配置ネットワークでネットワークの規模が大きい場合などでは、基準点を自律的に設定するためのこれらの手順が有効であると考えられる。

### 3.1 ノードのアドレスの作成法

本節では、ノードのアドレスの作成法について述べる。アドレスの作成法は、周辺ノードの判定、基準点の選択、 $n$ 次元ベクトルの作成の3つの手順からなる。

#### 3.1.1 周辺ノードの判定

ここでは、周辺ノードの判別の手順を示す。この手順により、各ノードは自律的に自身が周辺ノードであるかどうかを判定する。

##### [ 周辺ノードの判別手順 ]

- (1) ネットワークの中央付近のノード1つを Bootstrap Node (以下, BN) に指定する。ここで、中央付近とは厳密にネットワークの中心である必要はなく、周辺からある程度離れていればよい。
- (2) BN は、ネットワーク内に HELLO メッセージをブロードキャストする。この HELLO メッセージには、ノードを1つ経由するごとに値が1加算されるカウンタが含まれている。HELLO メッセージを受け取ったノードは、BN までのホップ数 HB を知る。
- (3) 各ノードは、HB を自分の通信範囲内だけにブロードキャスト(1ホップブロードキャスト(1-BC))する。これにより、各ノードは自分とその通信範囲内のノードの HB のリスト (Neighbor HB リスト (NHB リスト)) を得る。
- (4) 各ノードは、自分の NHB リストを 1-BC する。
- (5) 各ノードは、自分の NHB リストを受け取った NHB リストで更新する。これにより、2ホップ以内の HB が分かる NHB リストができる。
- (6) 各ノードは、自分の NHB リストを参照し、自分から2ホップ以内のノードの中で自分より BN から遠いノードがない場合は、自律的に周辺ノードとなる。

なお、手順(1)のBNの指定は手動により行うことを想定している。

#### 3.1.2 基準点の選択

3.1.1項で判別した周辺ノードの中から、基準点をそれぞれが離れるように選択する。以下に基準点選択手順を示す。

##### [ 基準点の選択手順 ]

- (1) すべての周辺ノードにランダムな値のタイマをセットする。  
ランダムな値の決め方は、BN から遠いノードがより短い待ち時間になるように乱数の上限値を変化させる。これにより、ネットワークの縁に近いノードのタイマの値を短く設定することができる。
- (2) このタイマを一番初めにタイムアウトしたノードが基準点となる。  
基準点となったノードは、自身の ID を HELLO メッセージに含めてネットワーク内にブロードキャストする。この HELLO メッセージには、ノードを1つ経由するごとに値が1加算されるカウンタが含まれている。これにより、HELLO メッセージを受け取ったノードは、基準点までのホップ数  $h_i$  ( $1 \leq i \leq n$ ) を知る。  
なお、ここで用いられるタイマが発火するタイミングは、選択された基準点からの HELLO メッセージのブロードキャストがネットワーク全体にいきわたるのに必要な時間を考慮し、十分な間隔をとるようにする。また、2つ以上のノードが同時に発火した場合は、ノード ID が一番若いノードからのメッセージを優先させるなど、重複して受信した HELLO メッセージの優先順位を決めておくことで、他のノードが基準点にならないようにする。これらのことにより、基準点を1つずつ決定できる。
- (3) 基準点の数が  $n$  個になった場合、基準点の選出を終了する。ここで、何番目の基準点からのメッセージであるかは、フラッディングの packets に含まれているものとする。その packets を受信することで各ノードは現在の基準点の数を知る。また、選択する基準点の数  $n$  はすでに与えられているものとする。
- (4) 基準点の数が  $n$  個未満の場合、基準点になったノード以外の周辺ノードにランダムな値のタイマをセットし、(2)の処理に戻る。  
ランダムな値の決め方は、すでに選ばれている基準点からのホップ数  $h_1 \dots h_i$  を使用し、より離れているノードほど乱数の上限値が短くなるタイマをセットする。  
たとえば、 $200\text{m} \times 200\text{m}$  のネットワーク ( $n = 4$ ) に通信範囲  $8\text{m}$  のノードを  $3,200$  個ランダムに配置した適用例を図3に示す。同図より、四角形の領域の四隅に近い基準点を選択されていることが分かる。

#### 3.1.3 $n$ 次元ベクトルの作成

各ノードに  $n$  個の基準点からのホップ数を要素とする  $n$  次元ベクトルを作成する手順について述べる。各ノードは 3.1.2 項で選択された基準点からブロードキャストされた HELLO メッセージを受信することで、各基準点からのホップ数を知り、ベクトルデータとして保持

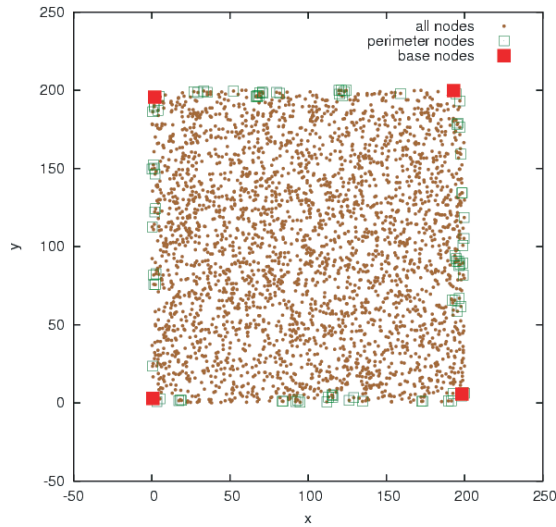


図 3 基準点の選択例

Fig. 3 An example of Base Nodes.

する。

基準点の数を  $n$  とすると、ノード  $j$  のベクトル  $\vec{v}_j$  は

$$\vec{v}_j = (h_1^j \cdots h_n^j)^T$$

と表される。 $h_n^j$  は、ノード  $j$  の基準点  $n$  からのホップ数を表す。この  $n$  次元ベクトルは基準点や周辺ノードを含めた、すべてのノードに作成する。以下、本論文では各ノードのアドレスを表す  $n$  次元ベクトルを単に「アドレス」と呼ぶ。図 4 に  $n = 4$  のときの例を示す。

すべてのノードがアドレスを作成し終わる ( $n$  番目の基準点からの HELLO メッセージがネットワーク全体にいきわたる) と各ノードは自分のアドレスを自分の通信範囲内にいるノードのみにブロードキャストする。これにより、各ノードは隣接ノードのアドレス情報 (ルーティングテーブル) を得ることができる。表 1 に図 4 のノード A のルーティングテーブルを示す。

### 3.2 HVGF ルーティング方式

本節では、3.1.3 項で各ノードが作成したルーティングテーブルに基づいて GF により

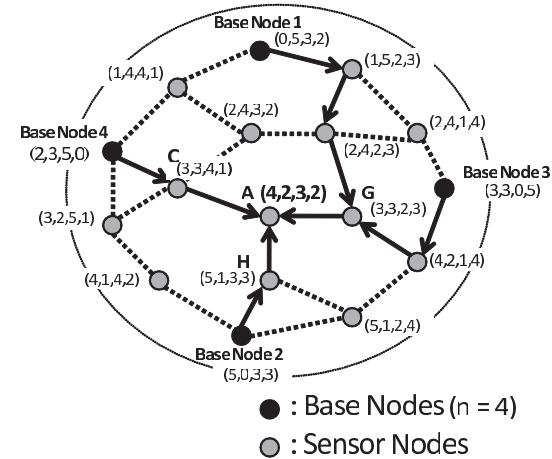


図 4  $n$  次元ベクトル作成例 ( $n = 4$ )

Fig. 4 An example of  $n$ -dimensional hop-vector ( $n = 4$ ).

表 1 ノード A のアドレステーブル

Table 1 The address table of Node A.

Node ID	Address
C	(3,3,4,1)
G	(3,3,2,3)
H	(5,1,3,3)

ルーティングを行う B-HVGF (Basic-HVGF) について述べる。この手法は計画配置ネットワークを対象とし、あて先アドレスが与えられたときにデータを保存すべきノードが一意に決まる場合を想定した手法である。

各ノードは、自分のルーティングテーブルを基に隣接ノードの中であて先アドレスが一番近い (距離が小さい) アドレスのノードにパケットを転送する。それを受信したノードは同様に、自分の隣接ノードの中で一番あて先アドレスと近いアドレスを持つノードに転送する。この動作をあて先に届くまで繰り返す。転送の途中で、自分があて先が一番近いノードとなった場合、転送を停止しデータを保持する。

ここで  $\vec{v}_k$  と  $\vec{v}_l$  の距離  $D(\vec{v}_k, \vec{v}_l)$  はベクトル  $v_{kl} = (\vec{v}_k - \vec{v}_l)$  のユークリッドノルムとして定義する。

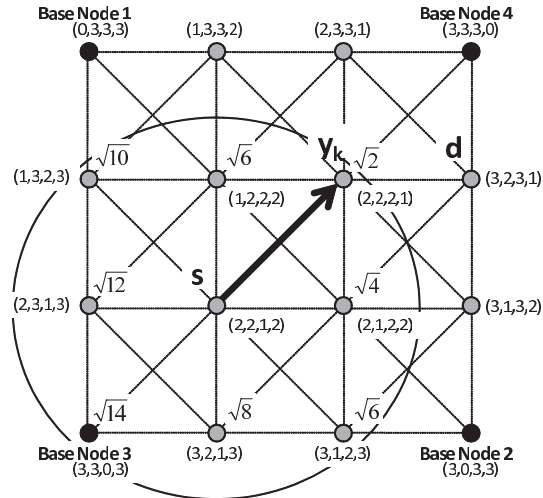


図 5 hop-vector に基づく GF の例 ( $n = 4$ )  
 Fig. 5 An example of greedy forwarding based on hop-vector ( $n = 4$ ).

$$D(\vec{v}_k, \vec{v}_l) = \left\| \vec{v}_{kl} \right\|_2 = \left( \sum_{i=1}^n |h_i^l - h_i^k|^2 \right)^{\frac{1}{2}}$$

以下に記号の定義を示し、その記号を用いて B-HVGF 手順を示す。

[ 記号の定義 ]

$V$  : ノードの集合

$R \subseteq V \times V$  : 隣接しているノード間の関係

$N_x = \{y \mid (x, y) \in R, y \in V\}$  : ノード  $x$  の隣接ノードの集合

$\vec{v}_d$  : あて先アドレス

$\vec{v}_x$  : ノード  $x$  のアドレス

[ B-HVGF 手順 ]

- (1) あて先アドレスを指定されたノード  $s$  はそのアドレスが自分のアドレスと一致するかどうか比較する。
- (2) 一致した場合にはデータを保持する。

- (3) 一致しない場合、ノード  $s$  はすべてのノード  $y \in N_s$  のアドレス  $\vec{v}_y$  とあて先アドレス  $\vec{v}_d$  との距離  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_y)$  を計算する。
- (4) ノード  $s$  は  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{y_k}) = \min \{D(\vec{v}_d, \vec{v}_{y_i}) \mid y_i \in N_s\}$  かつ  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_s) > D(\vec{v}_d, \vec{v}_{y_k})$  となるノード  $y_k$  が存在するかどうか調べる。
- (5)  $y_k$  が存在した場合には  $y_k$  へデータを転送する。
- (6) ノード  $s$  からデータを受け取ったノード  $y_k$  はあて先アドレスと自分のアドレスを比較し、以降、(2) から (6) を繰り返す。

図 5 に  $n = 4$  の場合の B-HVGF の例を示す。同図において、あて先をノード  $d(3, 2, 3, 1)$  とし、円はノード  $s(2, 2, 1, 2)$  の通信範囲を表している。ノード  $s$  にパケットが送られてきた場合、ノード  $s$  は自分のすべての隣接ノードのアドレスからあて先ノードのアドレスまでの距離を計算し、一番小さい値 (同図ではあて先との距離が  $\sqrt{2}$  のノード) のノード  $y_k(2, 2, 2, 1)$  にデータを転送する。

#### 4. 対象とするネットワークの一般化

本章では、B-HVGF を一般化し、一般配置ネットワークに適用するための拡張について述べる。

一般配置ネットワークでは、ネットワークトポロジが一定ではないため、それぞれのノードはどのようなアドレスを持つのかあらかじめ把握することができない。したがって、各属性においてデータを転送する際のあて先アドレスを実際のノードのアドレスから選ぶことができない。また、何らかの方法で属性に対応したアドレスが与えられたとしてもそのアドレスを持つノードが存在しないことや逆に同一のアドレスを持つノードが複数存在する場合もある。そこで、提案手法を一般配置ネットワークに適用するためには、1) 各属性ごとにデータの送り先となるあて先アドレスを決定する手段と、2) データを転送する際にあて先アドレスに対応するデータの保存先ノードをユニークに決定する手段とが必要となる。

1) に関しては、地理的位置情報を用いる方法では、センサの配布範囲 (エリア) を機械的に求める方法がある。たとえば、GHT を用いる手法<sup>8)</sup> では 2 次元座標のハッシュ値を用いて各属性ごとにあて先ノードのアドレスを決定する。これに対して、提案方式において  $n$  次元ベクトル空間から任意のベクトルをあて先のアドレスとして選択してしまうと、実際に存在するノードを示すベクトルとはかけ離れたベクトルが保存先ノードのアドレスとして選ばれてしまう可能性がある。たとえば、図 5 の例において、 $(1, 1, 1, 1)$  などのアドレスは

存在しないため保存先ノードのアドレスとして不適切である．そこで，本論文では 2 つのノード間の 2 次元平面上の直線距離とアドレスとしてのベクトルには強い正の相関関係があると仮定して，仮想的な位置情報からあて先アドレスとしてのベクトルを求める方法を提案する．

2) に関しては，地理的位置情報を用いる方法では 2 次元平面上の直線距離に基づいてデータの保存先ノードを決定している．提案手法では，同様にアドレスのベクトル間のノルムに基づいて転送先ノードを決定する．ただし，アドレスはホップ数という離散値を要素とするベクトル（以下，離散ベクトル）であるため，あて先アドレスと一致するアドレスノードが存在しない場合や逆に複数ある場合を考慮する必要がある．さらに，離散ベクトルに基づいた GF では局所解に陥りやすい点を考慮し，部分的な近隣探索の手法を導入して拡張を行う．

以下に，B-HVGF を一般配置ネットワークに適用させるための 3 つの拡張について述べる．

#### 4.1 アドレスの決定

ここでは，データの属性と区画を対応させるものとする．そして，センサネットワークを 2 次元の区画に分割した平面の中心を保存先ノードのアドレスとして用いる．このとき，仮に配置した基準点（以下，仮基準点）から各区画までのホップ数の概算を，ネットワークサイズ，ノード密度，各ノードの通信範囲より求め，それらを要素とする  $n$  次元ベクトルをその区画を示すアドレスとする．

ここでは，以下のようにして距離を求める．すなわち，2 次元座標において，ある仮基準点  $B'$  からある区画  $K'$  の中心  $C_{K'}$  までの経路の距離は， $|B'C_{K'}|$  となる．しかし，一般配置ネットワークでは，区画の中心にノードが存在するとは限らないため，あて先まで最短である理想的な直線経路ではなく，実際には冗長な経路となる（図 6(a)）．このまま，冗長な経路を使ってアドレスを決定すると，図 6(b) のように理想的な直線経路により求められたアドレスからずれてしまう．ここで，求めるアドレスが仮基準点から離れているほど，ホップ数が大きくなり誤差も大きくなる．各属性に対応する保存先ノードのアドレスの誤差が大きくなると，保存先ノードのアドレスが重複したり，保存先ノードのアドレスが見つからなかったりする場合があり，ルーティングの精度が悪くなる．そこで，経路の距離をノードの密度によって決定される定数  $\alpha$  を乗じた  $|B'C_{K'}| \times \alpha$  で近似することにより誤差を補正することとした．なお，定数  $\alpha$  はコンピュータ上でノードをランダムに配置した仮想ネットワークにおける最適な値を実験的にあらかじめ求めておいたものを用いることとする．仮想

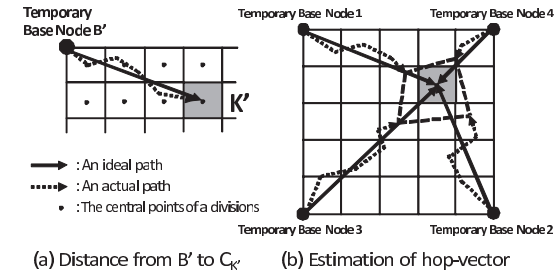


図 6 仮想的なホップ数の計算

Fig. 6 Calculation of the virtual hop-vector.

的なホップ数  $H_{K'}$  は，近似した経路の距離を通信範囲  $r\_range$  で割った

$$H_{K'} = |B'C_{K'}| \times \alpha / r\_range$$

で表される． $\alpha$  を乗じることにより，それぞれの仮基準点から各区画までの距離を補正し，より精度の高いアドレスを求めることが可能となる．

#### 4.2 データを保存するノードの決定

一般に，前述のように定めたアドレスとノードとは 1 対 1 に対応しない．すなわち，必ずしも指定されたアドレスを持つノードが存在するとは限らず，逆に複数のノードが同じアドレスを持つ場合もありうる．そのような場合でもあて先アドレスを指定したときに，データを保存すべきノード（以下，担当ノード）を一意に決定する必要がある．なぜなら，本来なら 1 つのノードに保存されるべきデータが複数のノードに分散して保存された場合，観察者からその属性にクエリが送られたときに，その属性のすべてのデータを取得することができなくなるためである．また，クエリ自体が担当ノードに届かない場合も考えられる．

そこで，あて先として指定されたアドレスを持つノードが存在しない場合には，あて先として指定されたアドレスと一番近いアドレスを持つノードを担当ノードとする．担当ノードの候補が複数ある場合やあて先として指定されたアドレスを持つノードそのものが複数存在する場合には，ノード ID が一番若いノードを担当ノードとする．

以下に 3.2 節で定義した記号を用いて HVGF 手順を示す．

#### [ HVGF 手順 ]

- (1) から (4) までは，B-HVGF 手順と同じである．
- (5)  $y_k$  が存在しなかった場合には転送を停止し，データを保持する．
- (6)  $y_k$  が存在した場合には  $y_k$  へデータを転送する．



(7) ノード  $s$  からデータを受け取ったノード  $y_k$  はあて先アドレスと自分のアドレスを比較し、以降、(2) から (7) を繰り返す。

#### 4.3 保存先ノードへのデータ転送

対応付けられた属性の担当ノードがその属性のデータをすべて保持するためには、担当ノードあてに転送されたデータが担当ノードまで必ず到達する必要がある。なぜなら、担当ノードをあて先として転送されたときに、途中で転送が停止した場合、その停止したノードにデータが保存されてしまうからである。

データやクエリがそのデータの属性に割り当てられた担当ノードに到達することを完全に保障するためには、転送が停止した際にそのノードは他のすべてのノードに、よりあて先アドレスに近いアドレスを持つノードがないか問い合わせればよい。しかしながら、このことは通信量、消費電力の増加を招く。これは、電力資源が少ないセンサネットワークでは大きな問題となる。

そこで、探索時のクエリの送信を 1 ホップに限ることで、通信量、消費電力を軽減した部分的な近隣探索の手法として [2-近傍探索] を導入する。2-近傍探索では 1 ホップ先の隣接ノードに、転送が停止したノードよりあて先に近いノードが存在しないかどうか問い合わせ、存在した場合にはその中で一番近いノードに転送する。存在しない場合には転送を停止し、そのデータを保持する。この手法は、データやクエリが必ず担当ノードに到達することを保障しているわけではないが、実用的な精度で探索できると考えられる。

詳しい手順を以下に述べる。なお、 $I_x$  はノード  $x$  の ID を表す。その他の記号の定義は、3.2 節と同様である。

##### [2-近傍探索手順]

- (1) ノード  $k$  で転送が停止した場合、ノード  $k$  はすべての  $y \in N_k$  に対して  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) = \min_i \{D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_i}) \mid \forall y \in N_k, z_i \in N_y\}$  となるノード  $z_1$  の ID  $I_{z_1}$  と、ノード  $z_1$  のアドレスとあて先アドレスとの距離  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1})$  を問い合わせるクエリを 1-BC で送信する。
- (2) ノード  $k$  からクエリを受け取ったすべての  $y \in N_k$  は、 $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) = \min_i \{D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_i}) \mid \forall y \in N_k, z_i \in N_y\}$  となるノード  $z_1$  の ID  $I_{z_1}$  と、ノード  $z_1$  のアドレスとあて先アドレスとの距離  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1})$  をノード  $k$  へ知らせる。
- (3) すべての  $y \in N_k$  からクエリに対する返信を受け取った後、ノード  $k$  は  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) = \min_i \{D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_i}) \mid \forall y \in N_k, z_i \in N_y\}$  となるノード  $z_1$  とあて先との距離  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1})$

と、ノード  $k$  のアドレスとあて先アドレスとの距離  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_k)$  を比較する。

- (4)  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) < D(\vec{v}_d, \vec{v}_k)$  の場合は、ノード  $z_1$  にパケットを転送する。
- (5)  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) > D(\vec{v}_d, \vec{v}_k)$  の場合は転送を停止し、ノード  $k$  がデータを保持する。
- (6)  $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{z_1}) = D(\vec{v}_d, \vec{v}_k)$  の場合には、 $I_{z_1} < I_k$  の場合にのみノード  $z_1$  に転送する。

本論文では、B-HGVF に 4.1 から 4.3 節までの拡張を適用した手法を HVGF と呼ぶ。

## 5. 評価

提案手法を評価するためにシミュレーションを行い、提案手法である HVGF と既存の実際の地理的位置情報を用いる手法の 2 つを比較した。ここで比較対象とした GLGF (Geographic-Location-based Greedy Forwarding) は既存の GPSR のうち、その基本的な機能である GF を行う部分を実装し、かつ 4.3 節で述べた 2-近傍探索と同様の機能を取り入れたものである。

以下の評価では、属性に対応する領域として 1 辺が  $m$  の格子状に分割した  $m \times m$  の区画を考える。計画配置ネットワークでは、各区画の中心に 1 つのノードが存在し、隣の区画 (斜めを含む) のノードが互いに隣接しているものとする。

### 5.1 評価基準

本論文では、ルーティングの際の経路構築の基本的な性能を表す指標として成功率と消費電力に大きく依存する通信量の指標として平均ホップ数の 2 つの基準を用いて評価する。

#### i) 成功率

DCS では、あるデータの属性に対してそのデータが同一のノードに到着することが重要である。そこで、到着したノードが転送先のノードと一致した場合を成功とし、その割合を成功率と定義する。

GLGF では、あて先アドレスを 2 次元座標で指定する。ランダムにノードを配置する一般のネットワークでは、指定したあて先アドレスに最も近いノードを担当ノードとする。HVGF では、仮基準点から各区画の中心までのホップ数の概算をネットワークサイズやノード密度、通信範囲から求め、それらを要素とする 4 次元ベクトルであて先を指定する。ランダムにノードを配置する一般のネットワークでは、指定したアドレスと一番近いアドレスを持つノードを担当ノードとする。なお、担当ノードの候補が複数ある場合は、ノード ID が最も若いものを担当ノードとする。

表 2 計画配置ネットワークにおけるシミュレーション結果  
Table 2 Simulation results of one-to-one network.

	成功率 (%)	平均ホップ数 (hop)
GLGF	100	27.9
HVGF	100	27.9

## ii) 平均ホップ数

ここでは、送信ノードからあて先ノードまでに経由するノード数の平均値を平均ホップ数と定義する。

### 5.2 シミュレーションの方法

GLGF, HVGF について、それぞれ 100 回異なる送信元から異なるあて先へ転送することを 1 セットとして、100 セットのシミュレーションを行い、その平均値を結果とした。なお、平均ホップ数は転送が成功した場合のみを計測した。

ここではまず、5.3 節でアドレスとノードが 1 対 1 に対応する計画配置ネットワークにおける成功率と平均ホップ数についての結果を述べる。5.4 節では一般的なノード配置においてネットワークサイズやノード密度の観点から比較する。そして、5.5 節で提案方式の基準点の数に対する性能評価について述べる。5.6 節では提案方式のオーバーヘッドに関する考察を述べる。最後に 5.7 節で中央に空洞があるネットワークの結果を述べる。

### 5.3 計画配置ネットワークにおける結果

330 m × 330 m のネットワークにおいて、属性数およびノード数を 3,600 個として計画配置ネットワークのシミュレーションを行った。その結果を表 2 に示す。GLGF, HVGF のいずれも成功率は 100%、平均ホップ数は 27.9 ホップとなった。この結果より、計画配置ネットワークにおいて提案手法は既存の地理的位置情報を用いる手法と同程度の性能を達成できていると考える。

### 5.4 一般配置ネットワークにおける結果

次にランダムにノードが配置される一般配置ネットワークのシミュレーションを行った。表 3 にシミュレーション環境を示す。ここで、定数  $\alpha$  は 4.1 節で述べたようにコンピュータ上でノードをランダムに配置した仮想ネットワークにおける最適な値について、あらかじめ実験的に求めておいた値である。その他のパラメータは文献 7) を参考に決定した。ここでは、農業分野での生育管理や公害対策での環境計測などの適用を想定し、ある程度広い範囲にランダムにノードを配置した場合にネットワークの接続性が保たれる程度の密なセンサネットワークを仮定している。

表 3 シミュレーション環境  
Table 3 Simulation parameters.

ネットワークサイズ	50 m × 50 m - 350 m × 350 m
センサノードの数	164 - 8,575 個
センサノードの通信範囲	8 m
基準点の数 ( $n$ )	4 個
シミュレーション回数	100 回 × 100 セット
属性数 ( $m \times m$ )	100 - 4,900 ( $m = 10 - m = 70$ )
定数 $\alpha$	1.16 - 1.31

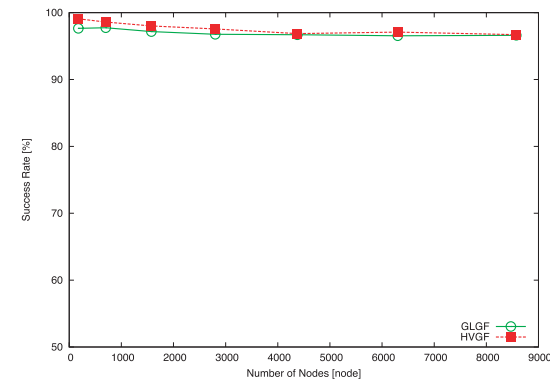


図 7 ネットワークサイズと成功率

Fig. 7 The success rate at increasing network size.

図 7 は、ノード密度を固定 (7 個/100 m<sup>2</sup>) し、ノード数を 175 から 8,575 まで増加させたときの、それぞれの成功率を示している。同図より、GLGF, HVGF の成功率はほぼ同等の結果であることが分かる。成功率はノードの増加にともない、わずかに低下している。これは、転送の途中で自分の隣接ノードの中に、よりあて先に近いノードが存在しない場合もあるが、ネットワークサイズが大きくなるに従い、送信元とあて先の距離も長くなるため、自分よりあて先に近いノードが存在せず、転送が停止する割合が増加したためであると考えられる。また、ネットワーク規模の拡大にともなう、提案方式の成功率の低下はわずかであり、大規模なネットワークに対して拡張性があると考えられる。

図 8 は、ノード密度を固定 (7 個/100 m<sup>2</sup>) し、ノード数を 175 から 8,575 まで増加させたときの、送信元からあて先までの平均ホップ数を示している。同図より、GLGF, HVGF

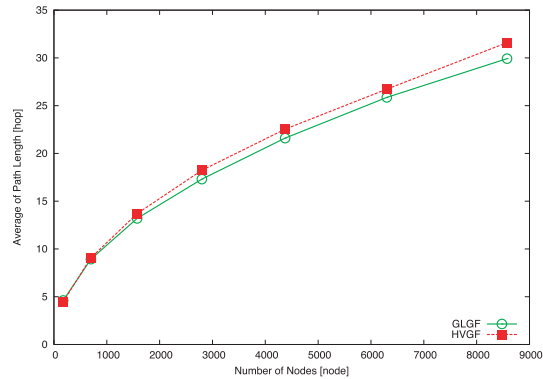


図 8 ネットワークサイズと平均ホップ数

Fig. 8 The average hops at increasing network size.

のいずれもネットワークサイズが大きくなるにつれ平均ホップ数が増加していることが分かる。また、HVGF の平均ホップ数は GLGF に比べて HVGF は約 3% から約 5% 程度増加している。最大 1.5 ホップ程度の小さな差であるが、これは、正確な地理的位置情報を用いた GLGF に比べて簡易なホップ数を用いている提案手法は、理想的な最短経路から少しずれた経路で転送されているためであると考えられる。

図 9 は、ネットワークサイズを  $200\text{ m} \times 200\text{ m}$  に固定し、ノード密度を 4 個/ $100\text{ m}^2$  から 13 個/ $100\text{ m}^2$  まで変化させたときの、それぞれの成功率を示している。同図より、6 個/ $100\text{ m}^2$  より粗なネットワーク（同図左側）での HVGF の成功率は、GLGF に比べて高い値となっていることが分かる。これは、比較的粗なネットワークでは提案手法がネットワークトポロジをより反映しているからであると考えられる。6 個/ $100\text{ m}^2$  より密なネットワーク（同図右側）では、GLGF、HVGF とともに 100% に近づいている。これにより、ある一定のノード密度があるネットワークに対しては、既存方式、提案方式ともにほぼ 100% の成功率であるが、粗なネットワークに対しては、提案方式は非常に有効な方式であるといえる。

図 10 は、ネットワークサイズを  $200\text{ m} \times 200\text{ m}$  に固定し、ノード密度を 4 個/ $100\text{ m}^2$  から 13 個/ $100\text{ m}^2$  まで変化させたときの、送信元からあて先までの平均ホップ数を示している。同図より、6 個/ $100\text{ m}^2$  より粗なネットワーク（同図左側）では、GLGF、HVGF とともにほぼ同じホップ数であることが分かる。GLGF は、ノード密度が低い場合は最短距離を

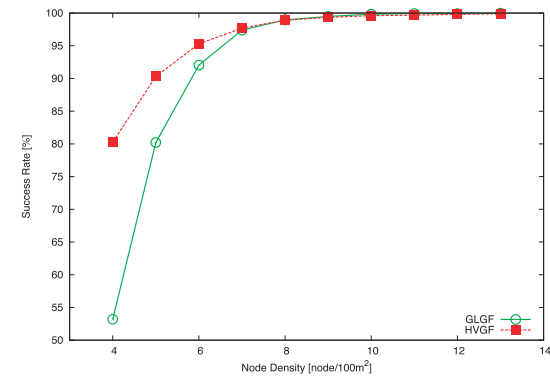


図 9 ノード密度と成功率

Fig. 9 The success rate at increasing node density.

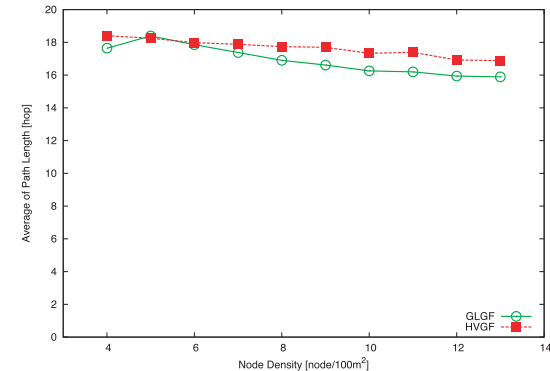


図 10 ノード密度と平均ホップ数

Fig. 10 The average hops at increasing node density.

見つけれず、遠回りをして成功した例が増えたため、ホップ数は HVGF と同程度となったと考えられる。6 個/ $100\text{ m}^2$  より密なネットワーク（同図右側）で GLGF、HVGF とともに平均ホップ数が緩やかに下がっているのは、ネットワークが密になるほど、送信元からあて先まで直線に近い経路で転送できるためであると考えられる。提案方式の平均ホップ数は、既存手法に対して約 10%、実ホップでは 1.5 ホップ程度増加している。

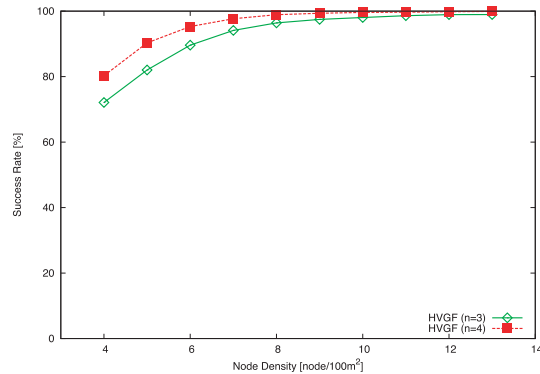


図 11 基準点の数と成功率

Fig. 11 The success rate at different base nodes.

### 5.5 基準点の数に対する性能評価

次に、基準点の数に対する性能を評価するために、ネットワークサイズを  $200\text{ m} \times 200\text{ m}$  に固定し、ノード密度を  $4\text{ 個}/100\text{ m}^2$  から  $13\text{ 個}/100\text{ m}^2$  まで変化させたときの、基準点 3 個および 4 個の場合の成功率を示す (図 11)。距離を補正するための定数  $\alpha$  は、基準点の数に応じた最適値を用いた。同図より、すべての密度に対して基準点 4 個の成功率が、基準点 3 個に比べて高い値となっていることが分かる。この理由として、基準点が 4 個の場合に比べて 3 個の場合は異なるノードに対して同じ距離となるアドレスが増えてしまうため、成功率が低下してしまうことが考えられる。

### 5.6 オーバヘッドに関する考察

ここでは、各ノードのアドレスを決めるまでに必要な制御メッセージ数について考察する。提案方式では、周辺ノードの判別手順の中で、BN からブロードキャストが 1 回、そして各ノードは 2 回ずつ 1-BC を行うため、1 つのノードあたり 3 回制御メッセージを送信している。さらに、基準点の選択手順において、基準点の数の  $n$  回制御メッセージを送信している。よって、各ノードのアドレスを決めるまでに 1 ノードあたり  $(n+3)$  個の制御メッセージが必要となる。ただし、基準点を決める際にタイマの同時発火によるブロードキャストの衝突が起こった場合は、ノード ID が若いノードからのメッセージを優先してそれ以外のメッセージは無視するようにしている。このとき、たとえば 2 個のノードが同時にフラグディングを行った場合は、最悪 1 ノードあたり 1 パケットを送信することになる。

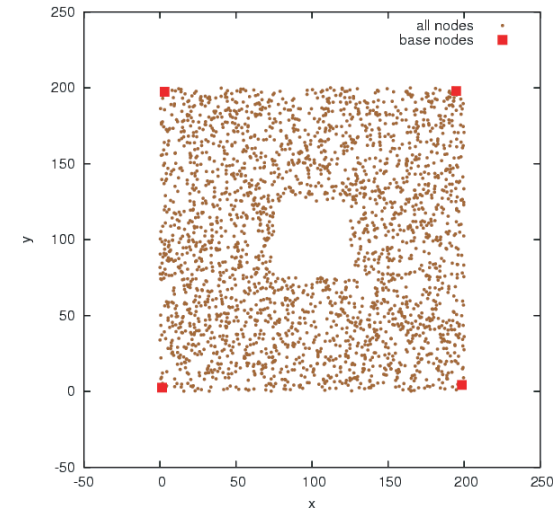


図 12 空洞のあるネットワーク

Fig. 12 A network with a large void in the center.

### 5.7 空洞のあるネットワークにおける結果

ネットワークの中央に全体の  $1/16$  の面積の空洞がある場合のシミュレーションを行った。図 12 にノード数 2,625 の例を示す。

図 13 はノード密度を固定 ( $7\text{ 個}/100\text{ m}^2$ ) し、ノード数を 164 から 8,039 まで増加させたときの成功率を示している。同図より HVGF の成功率は GLGF に比べすべてのネットワークサイズにおいて上まわり、ネットワークの規模によっては 5% 程度良い結果となっていることが分かる。これは、空洞を挟んだ先に転送先ノードがある場合に、GLGF は転送先ノードまでの距離に基づいているため 2-近傍探索を行っていても到達できないことが多いが、HVGF ではネットワークトポロジに基づいてルーティングを行うため、そのような場合でも空洞を避けて転送できたためであると考えられる。

5.4 と 5.7 節の結果より、提案手法はノード密度が低いネットワークやノードの分布に偏りのあるネットワークに適した手法であることが分かる。また、平均ホップ数が 3% から 5% 程度増加するものの、GPS などを用いる必要がないため、センサネットワークにおいては有効性が高いと考えられる。

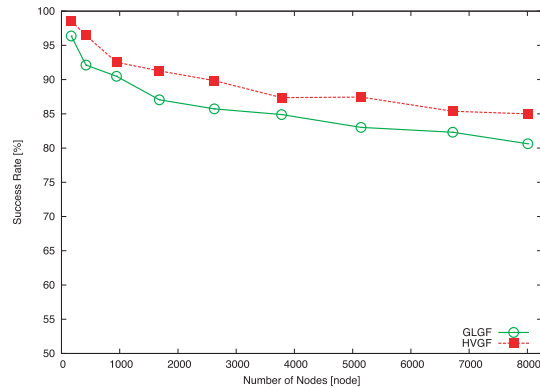


図 13 空洞のあるネットワークにおける成功率

Fig. 13 The success rate in a network with a large void in the center.

## 6. まとめ

本論文ではデータセントリックストレージ方式を対象として、地理的位置情報を用いることなく既存の地理的位置情報を用いた手法と同程度に通信量を抑え、かつ一部のノードに通信の集中が起こりにくいルーティング方式である HVGF (Hop-Vector-based Greedy Forwarding) を提案した。

提案手法では  $n$  個 ( $n > 2$ ) の基準点を設け、すべてのノードに基準点からのホップ数を要素とするベクトルを作成し、 $n$  次元ベクトル間の距離に基づいて Greedy Forwarding を行う。そして、データ保存先ノードの求め方の困難さの観点から、ノードが属性に 1 対 1 に対応するように規則正しく配置されているネットワーク (計画配置ネットワーク) と属性に対応する区画とは独立にノードの配置が行われるネットワーク (一般配置ネットワーク) の 2 つに分けて検討した。

シミュレーションによって特性を評価し、計画配置ネットワークにおいて、提案手法は既存の地理的位置情報を用いる手法と同程度の性能を持つことを示した。また、一般配置ネットワークにおけるシミュレーションでは、ネットワークサイズやノード密度に対して拡張性があること、既存手法に比べ、ノード密度の低いネットワークやノードの分布に偏りのあるネットワークにおいて有効であり適用範囲が広いことを示した。

今後の課題として、提案方式は地理的位置情報を直接利用するアプリケーションには適用

できないため、一部のノードに GPS 機能を持たせることで地理的位置座標を推定する方法などの検討、基準点が 5 個以上の場合のシミュレーションを行い、基準点の数に対するより詳細な評価を行う予定である。

謝辞 本研究の一部は科学研究費補助金 (20500069) の助成を受けたものである。

## 参考文献

- 1) 安藤 繁, 田村陽介, 戸辺義人, 南 正輝: センサネットワーク技術 コピキタス情報環境の構築に向けて, 東京電機大学出版局 (May 2005).
- 2) Karp, B. and Kung, H.T.: GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks, *Proc. 6th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom 2000)*, pp.243–254 (Aug. 2000).
- 3) Newsome, J. and Song, D.: GEM: Graph Embedding for Routing and Data-Centric Storage in Sensor Networks without Geographic Information, *Proc. 1st International Conference on Embedded Networked Sensor Systems (ACM SenSys)*, pp.76–88 (2003).
- 4) Ratnasamy, S., Estrin, D., Govindan, R., Karp, B., Shenker, S., Yin, L. and Yu, F.: Data-Centric Storage in Sensornets, *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, Vol.33, No.1, pp.137–142 (Jan. 2003).
- 5) Broch, J. and Maltz, D.A.: The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks, Internet Draft (July 2004).
- 6) 小野昌之, 福井 潔, 柳原健太郎, 福永 茂, 原 晋介, 北山研一: 無線を使った位置検出, *沖テクニカルレビュー*, Vol.72, No.4, pp.24–27 (Oct. 2005).
- 7) Rao, A., Ratnasamy, S., Papadimitriou, C., Shenker, S. and Stoica, I.: Geographic Routing without Location Information, *Proc. 9th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (ACM MobiCom)*, pp.96–108 (Sep. 2003).
- 8) Ratnasamy, S., Karp, B., Shenker, S., Estrin, D., Govindan, R., Yin, L. and Yu, F.: Data-Centric Storage in Sensornets with GHT, A Geographic Hash Table, *Mobile Networks and Applications (MONET)*, Vol.8, No.4, pp.427–442 (Aug. 2003).
- 9) 油田健太郎, 佐藤雄亮, 岡崎直直, 富田重幸, 朴 美娘: データセントリックセンサネットワークにおける位置情報を必要としないルーティング方式の提案, *情報処理学会マルチメディア, 分散, 協調とモバイルシンポジウム (DICOMO2007) 論文集*, pp.722–732 (July 2007).

(平成 19 年 12 月 5 日受付)

(平成 20 年 6 月 3 日採録)

## 推薦文

本論文では、データセントリックセンサネットワークにおける地理的位置情報を必要としないルーティング方式を対象として、既存の地理的位置情報を用いた手法に比べて通信量を大きくは増加させずに一部のノードに通信が集中しないルーティング方式 HVGF を提案している。さらに、提案に基づきシミュレーション、評価を行い、提案手法が既存の方式と同等の性能を持つことを示している。本研究成果は、ネットワークサイズやノード密度の観点で有効性があり、センサネットワークの発展に大きく寄与するものであり、ここに推薦論文として推薦する。(モバイルコンピューティングとユビキタス通信研究会主査 渡辺 尚)



油田健太郎 (学生会員)

2003 年宮崎大学工学部情報システム工学科卒業。2005 年同大学院工学研究科情報工学専攻博士前期課程修了。2006 年熊本県立大学総合管理工学部助手。現在、宮崎大学大学院博士後期課程在学中。モバイルネットワーク、センサネットワークに関する研究に従事。



佐藤 雄亮

2007 年宮崎大学工学部情報システム工学科卒業。現在、同大学院工学研究科情報システム工学専攻修士課程在学中。センサネットワークに関する研究に従事。



岡崎 直宣 (正会員)

1986 年東北大学工学部通信工学科卒業。1991 年同大学院工学研究科電気および通信工学専攻博士後期課程修了。同年三菱電機株式会社入社。2002 年より宮崎大学工学部助教授。2007 年同准教授。通信プロトコル設計、ネットワーク管理、ネットワークセキュリティ、モバイルネットワーク等の研究に従事。博士(工学)。電子情報通信学会、電気学会、IEEE 各

会員。



富田 重幸 (正会員)

1971 年京都大学工学部衛生工学科卒業。1973 年同大学院修士課程修了。1977 年同大学院博士課程化学工学専攻修了。同年東京工業大学助手を経て、1993 年宮崎大学工学部教授、現在に至る。主として、生産情報システム、離散事象システム、知識情報処理に関する研究に従事。工学博士。人工知能学会、計測自動制御学会、化学工学会各会員。



朴 美娘 (正会員)

1983 年漢陽大学工学部電子工学科卒業。同年漢陽大学工学部助手。1993 年東北大学大学院工学研究科情報工学専攻博士後期課程修了。同年東北大学電気通信研究所助手。1994 年三菱電機株式会社入社。現在、同社情報技術総合研究所勤務。通信プロトコル設計、ネットワークセキュリティ等の研究に従事。博士(工学)。電子情報通信学会会員。