

センサネットワークにおけるホップベースルーティング手法の 精度に関する検討

佐藤雄亮¹ 油田健太郎² 岡崎直宣³ 富田重幸³

1 宮崎大学大学院工学研究科 2 熊本県立大学総合管理学部 3 宮崎大学工学部
E-mail: tge717u@student.miyazaki-u.ac.jp

本論文では DCS (Data-Centric Storage) センサ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全てのノードに作成し、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、既存の正確な位置情報を用いる手法に比べノード密度が低い場合や、ノードの分布に偏りがある場合のネットワークにおいて有効な結果が得られた。また、提案方式における最適な基準点の数についての考察を行った。

An estimation of a hop-vector-based routing scheme for data-centric sensor networks

Yusuke SATO¹ Kentaro ABURADA² Naonobu OKAZAKI³ and Shigeyuki TOMITA³

1 Graduate School of Engineering, University of Miyazaki
2 Faculty of Administration, Prefectural University of Kumamoto
3 Faculty of Engineering, University of Miyazaki
E-mail: tge717u@student.miyazaki-u.ac.jp

In this paper, we propose a new routing scheme, HVGF (Hop-Vector based Greedy Forwarding) which doesn't need geographic information for data-centric sensor networks. In this scheme, we introduce n base-points, and assign n -dimensional hop-vector, which consists of number of hops from each base-point to the node, to each node. Then, each node forwards packets greedily based on distance between hop-vectors of the node and of destination. The simulation results show that HVGF works well in the low density networks or networks which contain a large void in the center, compared to existing greedy forwarding scheme using information of real geographical location. We also examine the performance of the proposed scheme concerning various number of base points.

1. はじめに

近年、モバイル通信の分野において、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。中でも「いつでも、どこでも、誰でも、何でも」社会の至るところでネットワークにつながり、情報の自在なやりとりが可能になる「ユビキタスネットワーク」においてセンサネットワークは主要な役割を果たすことが期待されている。センサネットワークを構成するセンサノード（以下、ノード）は、小型軽量化、低コスト化が求められる。また、配置や移動の容易性を考慮するとバッテリーで駆動すると考えられるが、設置するノード数はネットワークサイズによって数千～数万になることもあり、バッテリーの交換

や再充電は管理・コストの面から困難である。このことから、ノードの通信機能に対する要求条件は従来の通信に求められていた高データ伝送速度や高スループットではなく、省電力が求められる。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であり^[1]、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^[2]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、ノードを低コスト化、小型軽量化する上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。したがって、通信量を抑制しつつ地理的位置情報を用いないルーティング方式がセ

ンサネットワークにとって望ましい。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^[4]も提案されているが、ツリーのルート付近は負荷が集中すると考えられる。そこで、ネットワーク全体の稼動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らないようなルーティング方法が望まれる。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らないルーティング方式、HVGF (Hop-Vector based Greedy forwarding)を提案する。提案手法では 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ようなベクトルを全ノードに作成し、その n 次元ベクトル間の距離に基づいて Greedy Forwarding (以下、GF)を行う。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る評価を行い、既存の正確な位置情報を用いる手法に比べノード密度が低い場合や、ノードの分布に偏りがある場合のネットワークにおいて有効であることを示す。また、提案方式における最適な基準点の数についての考察を行う。

2. 関連研究

ここ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。

地理的位置情報を用いるルーティング方式^[2]では地理的位置情報が取得できることを前提としている。しかし、現時点で屋外・屋内・地下を問わず利用でき、低コストで精度の良い測定が行える手法はまだ確立されていない^[3]。しかも、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る。これは、ノードを低コスト化、小型軽量化する上でネックになる。さらに、地理的位置情報を取得する際にも電力を消費してしまう。そこで、地理的位置情報を必要としないルーティング方式も提案されている^[4]。

[4]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。ここで、ルートからのホップ数(深さ)が同じノード同士がリンクを構築し、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・通信回数が少ないので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ケースが多いと考えられる。

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ルーティング方式として[5]がある。[5]で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、または、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。

3. 提案方式

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らないルーティング方式であるHVGFを提案する。

提案手法では n 個($n > 2$)の基準点を設け、全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。ここで、ルーティングの精度を上げるために、基準点をそれぞれが互いになるべく離れるように指定する必要がある。そこで、基準点を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)の中から選択することとした。そのため、まず周辺ノードを判別し、それらの中からそれぞれができるだけ離れるように n 個の基準点を選択する。そして、基準点からのホップ数を要素とするベクトルを全てのノードに作成し、その n 次元ベクトルをアドレスとして用いたGF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^[2]のことである。

以下に、提案手法の詳細を述べる。まず、3.1で対象とするセンサネットワークを計画配置ネットワークと一般配置ネットワークに分類し、3.2から3.4でルーティングの基準に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3.5で計画配置ネットワークにおいて、あて先ノードが一意に指定されることを前提とした場合のルーティング手法について提案する。さらに3.6で、一般的なネットワークに適用するための拡張について述べる。

3.1 対象とするセンサネットワーク

センサネットワークは取得したセンシングデータの格納場所により、主に External Storage, Local Storage,

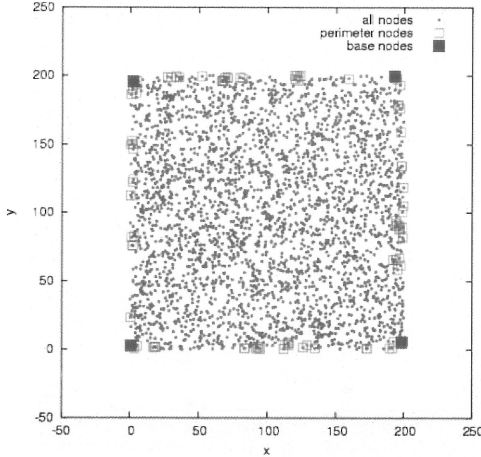


図 1 正方形フィールドに適用した例

Data-Centric Storage (以下、DCS) の 3 つに分類される。本提案手法は DCS を対象とした、任意の 2 点間の転送 (ルーティング) について考察する。ここで DCS とは、センシングデータの属性に基づきデータの格納場所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あて先としてデータを転送する。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場合 (以下、計画配置ネットワーク) には、属性ごとにデータを保持するノードが一意に決まる。一方、属性に対応する区画とは独立にノードの配置が行われた場合 (以下、一般配置ネットワーク) は、その属性のデータを保存するノードを一意に決定する手段が必要となる。

3.2 周辺ノード判定

ここでは各ノードが自律的に自分が周辺ノードであるかどうかを判定する手順を述べる。

ネットワークの中心付近のノード 1 つをブートストラップノード (以下、BN) に指定し、そのノード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おり、全てのノードは BN までのホップ数を知ることができる。各ノードは自分が周辺ノードであるか判断するために、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かを調べ、ない場合は自律的に周辺ノードとなる。

3.3 基準点の選択

3.2 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し、適用例を図 1 に示す。

[基準点の選択手順]

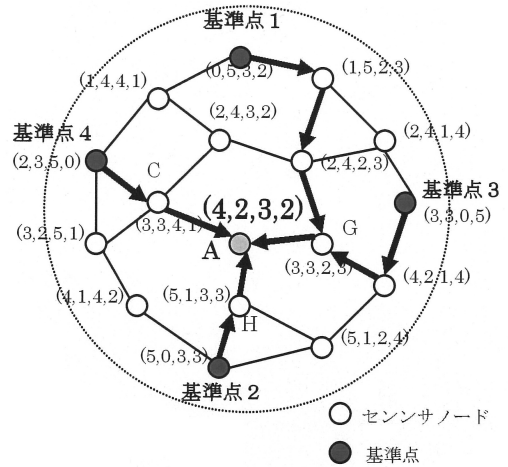


図 2 n 次元ベクトル作成例 ($n=4$ の場合)

表 1 ノード A のアドレステーブル

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

- 1) 全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。このようにすることによって、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。
- 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。
- 4) 基準点の数が n 個未満の場合、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。
- 5) 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。
このときのランダムな値の決め方は、既に選ばれている基準点からのホップ数 $h_1 \dots h_n$ 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のセットをする。なお、ここでセットするタイマの値は、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った後にタイムアウトするように設定する必要がある。

□

3.4 n 次元ベクトル作成

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 3.3 節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これをベクトルとして保持する。

基準点の数を n とすると、ノード j のベクトル \vec{v}_j は
$$\vec{v}_j = (h_1^j \dots h_n^j)^T$$
 と表される。この n 次元ベクトルは基準点や周辺ノードを含め、全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 2 に $n=4$ のときの例を示す。

全てのノードがアドレスを作成し終える (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 (隣接ノード) だけ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 2 中のノード A のルーティングテーブルを示す。

ここで、2 つのノードが「隣接している」とは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し、互いに隣接しているノードを他方の「隣接ノード」と呼ぶ。

3.5 ホップベースルーティング方式

本節では、3.4 節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持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。

本論文では、送信されるパケットのヘッダにはあて先アドレスが含まれている。さらに、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。

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に一番近いアドレス (距離が小さい) 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 の間の距離 $D(\vec{v}_k, \vec{v}_l)$ はベクトル $\vec{v}_{kl} = (\vec{v}_k - \vec{v}_l)$ のユークリッドノルムとして定義する。

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

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。

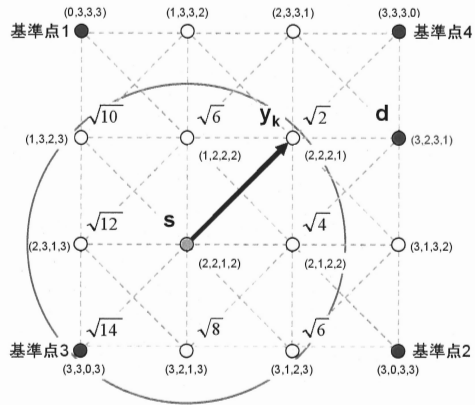


図 3 B-HVGF の例

[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

$N_x = \{y | (x,y) \in R, y \in V\}$: 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、データを保持する。
- 3) 一致しない場合、ノード s は全てのノード $y \in N_s$ 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 $D(\vec{v}_d, \vec{v}_{y_k}) = \min\{D(\vec{v}_d, \vec{v}_{y_i}) | y_i \in N_s\}$ 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 が存在するか調べる。
- 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。

図 3 に $n=4$ の場合の B-HVGF の例を示す。同図において、あて先ノード $d(3,2,3,1)$ とし、円はノード $s(2,2,1,2)$ の通信範囲を示している。ノード s にパケットが送られてきた場合、ノード s は自分の全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。

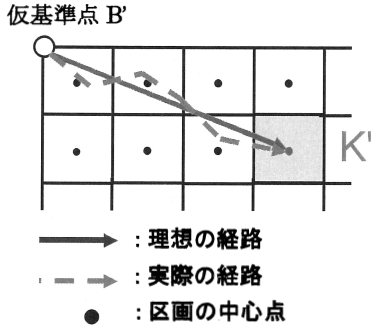


図 4 仮基準点 B' から C_K までの距離

3.6 一般配置ネットワークへの適用

次に、属性に対応する区画とは独立にセンサの配置が行われた場合に適用するために B-HVGF を拡張する。計画配置ネットワークでは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。これに対し、一般にはノードの配置とネットワークの分割が必ずしも対応するわけではない。そのような場合に DCS に対応するためには、以下の 3 つの点について考慮する必要がある。

3.6.1 アドレス決定

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。まず、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 までの直線の距離は、 $|B'C_K|$ となる。しかし、一般配置ネットワークではこの直線上にノードが存在するとは限らないため、あて先までの経路は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 4）。このまま直線距離を使ってアドレスの決定を行うと、図 5 のように n 次元ベクトルがあて先区画の中心を示さなくなる。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い場合があり、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密度によって決定される定数 α 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 α 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。 α を乗じることにより、それぞれの仮基

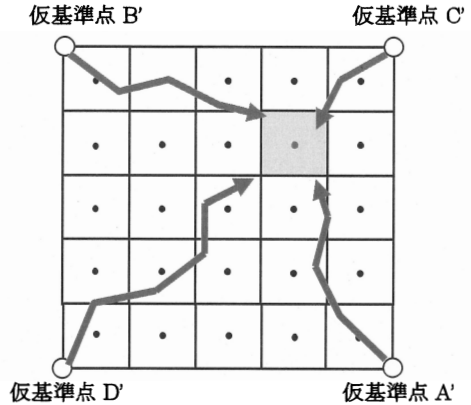


図 5 理想経路の距離を実際の経路に使用した例

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。

3.6.2 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、反対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前述のように定めたアドレスをあて先として指定したときに、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。なぜならば、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、その属性の全てのデータを取得することができなくなるからである。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、ここでは、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。ここで、その候補が複数ある場合には、ノード ID が一番若いものを担当ノードとする。また、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。

3.6.3 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全て保持するためには、担当ノードあてに転送されたセンシング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、そのノードは他の全てのノ

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

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

ードに、よりあて先アドレスに近いアドレスをもつノードがないか、問い合わせれば良い。しかし、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、ここでは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ノード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着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。

本論文では、B-HVGFに3.6.1から3.6.3までの拡張を適用した手法をHVGFと呼ぶ。

4. 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3.6.3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辺を m 個に分割した格子状の $m \times m$ 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。

4.1 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、複数の送信ノードから1つのあて先アドレスへパケットを送信し、最も多くパケットが到着したノードへのパケット転送を成功とし、その割合を成功率と定義する。

表 3 シミュレーション環境

ネットワークサイズ	50m×50m - 350m×350m
センサノードの数	164 - 8575 個
センサノードの通信範囲	8 m
基準点の数 (n)	3 - 6 個
シミュレーション回数	100 通信×100 セット× 100 マップ
属性数 ($m \times m$)	100 - 4900 ($m=10 - m=70$)
定数 α	1.16 - 1.33

GLGFでは、あて先アドレスを2次元座標で指定する。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。

なお、担当ノードの候補(同一の距離)が複数ある場合は、ノードIDが一番若いものを担当ノードとする。

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。

4.2 シミュレーション結果

GLGF, HVGFについて、それぞれ100個の送信元から1つのあて先へ転送することを1セットとして、1マップにつき100セットのシミュレーションを100マップ行い、その平均値を結果として用いた。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、4.2.1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。4.2.2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し、4.2.3では基準点の数を変化させたときの性能について述べる。4.2.4で中央に空洞があるネットワークの結果を述べる。

4.2.1 計画配置ネットワークにおける結果

330m・330mのネットワークにおいて、 $m=60$ として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ホップとなっている。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いえる。

4.2.2 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 α は3.6.1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値をあらかじめ実験的に求めておいた値である。

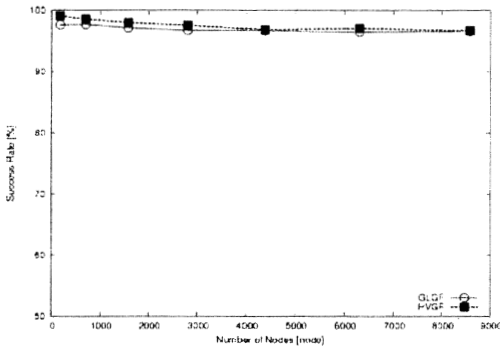


図 6 ネットワークサイズと成功率

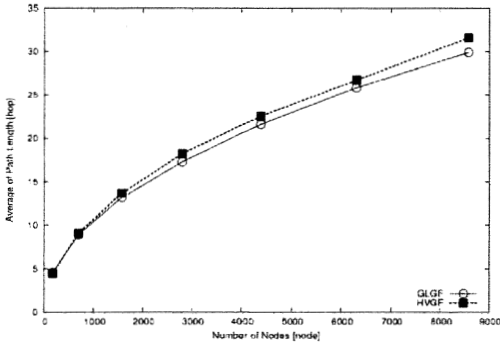


図 7 ネットワークサイズと平均ホップ数

図 6 は、ノード密度を固定(7 個/100 m²)し、ノード数を 175 から 8575 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となった。成功率はノードの増加に伴いわずかであるが低下している。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があるが、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えたためだと考えられる。また、ネットワーク規模の拡大に伴う、提案手法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 7 は、ノード密度を固定(7 個/100 m²)し、ノード数を 175 から 8575 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 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。また、HVGF の平均ホップ数は GLGF に比べて約 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はあるが、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だと考えられる。

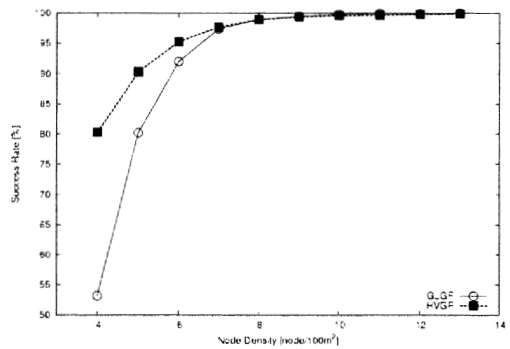


図 8 ノード密度と成功率

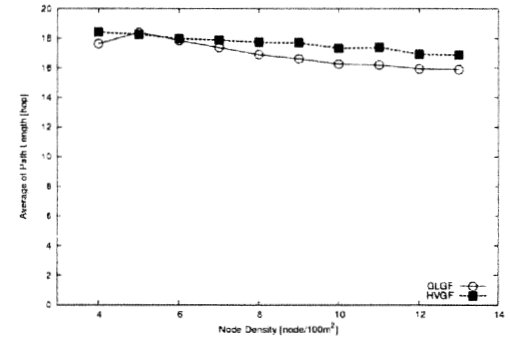


図 9 ノード密度と平均ホップ数

図 8 は、ネットワークサイズを 200m×200m に固定し、ノード密度を 4 個/100m² から 13 個/100m² 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/100m² 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/100m² 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、提案手法は非常に有効な方式であるといえる。

図 9 は、ネットワークサイズを 200m×200m に固定し、ノード密度を 4 個/100m² から 13 個/100m² 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/100m² 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となった。GLGF は、ノード密度が低い場合は最短経路を見つけられず、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/100m² 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

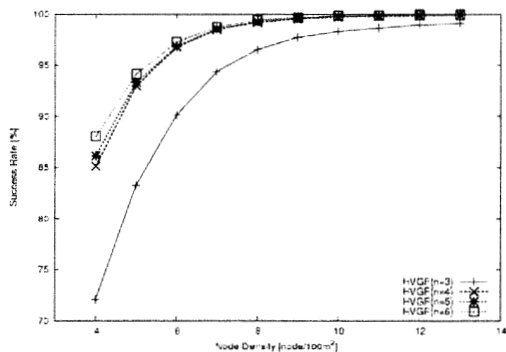


図 10 基準点の数と成功率

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。

4.2.3 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 個/100m² から 13 個/100m² まで変化させたときの、基準点数 3 個から 6 個の場合の成功率を示す(図 10)。このとき、基準点の位置は手動で設定し、距離を補正するための定数 α は基準点の数に応じた最適値を用いた。同図より、基準点数が多い場合ほど成功率が高くなることが確認できた。特に基準点 3 個と基準点 4 個で成功率の上昇が大きくになっている。この理由として、基準点 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。提案手法で各ノードのアドレスを決めるためには、各基準点からのブロードキャストが必要になる。そのため、基準点数の増加は通信量の増加につながる。また、パケット転送時の距離の計算における計算量も増加する。さらに、基準点 4 個以上の場合の成功率の上昇はわずかであり、これらのことから提案手法における最適な基準点数は 4 であると考えられる。

4.2.4 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面積の 1/16 の大きさの空洞がある場合のシミュレーションを行った。

図 11 はノード密度を固定(7 個/100m²)し、ノード数を 164 から 8039 まで増加させたときの成功率を示している。同図より H-VGF の成功率は GLGF に比べ全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、H-VGF 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だと考えられる。

4.2.2 と 4.2.4 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

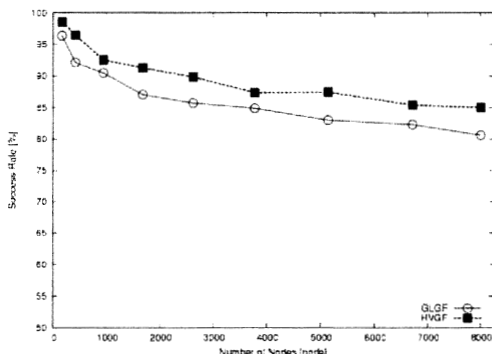


図 11 空洞のあるネットワークにおける成功率

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。

5. まとめ

本論文ではセンサネットワークにおけるホップ数に基づくルーティング方式を提案し評価した。提案手法は地理的位置情報を用いる代わりにネットワークの周辺に 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全ノードに作成し、 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り、既存の地理的位置情報を用いる手法に比べ、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おいて有効なことが分かった。また、基準点の数を変化させた性能評価を行い、最適な基準点数が 4 であることを示した。

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 ユビキタス情報環境に向けて,” 東京電機大学出版局, May 2005.
- [2] Brad Karp and H.T.Kung, “GPSR: Greedy Perimeter Stateless Routing for Wireless Networks,” Proc. MobiCom 2000, pp.243-254, August 2000.
- [3] 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, 第 204 号, Vol.72, No.4, pp.24-27, October 2005.
- [4] James Newsome and Dawn Song, “GEM: Graph Embedding for Routing and Data-Centric Storage in Sensor Networks Without Geographic Information,” Proc. ACM SenSys, pp.76-88, November 2003.
- [5] Ananth Rao, Sylvis Ratnasamy, Christos Papadimitriou, Scott Shenker and Ion stoica, “Geographic Routing without Location Information,” Proc. MobiCom 2003, pp.96-108, September 2003.
- [6] 佐藤 雄亮, 油田 健太郎, 岡崎 直宜, 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ルーティング方式の検討,” 情報処理学会 研究報告, Vol.2007, No.44, pp.125-130, May 2007.