

## 移動センサノードを用いたデータ収集型 WSN での $k$ 重被覆時間の最大化手法

勝 間 亮<sup>†1</sup> 村 田 佳 洋<sup>†2</sup> 柴 田 直 樹<sup>†3</sup>  
安 本 慶 一<sup>†1</sup> 伊 藤 実<sup>†1</sup>

本論文では、環境情報の収集を目的とする、静止ノードと可動ノードから構成される WSN において、広範囲のセンシング領域を  $k$  重被覆し、かつ、稼働時間を最大化するような可動ノードの適切な移動先、および、データ収集のためのマルチホップ通信経路を構築する手法を提案する。対象問題は Minimum Geometric Disk Cover 問題を含んでいるため、NP 困難な問題である。そこで、準最適解を実用時間で求めるため、遺伝的アルゴリズム (Genetic Algorithm, 以下 GA) に基づいた近似アルゴリズムを提案する。一般に、データ収集型 WSN では、基地局ノード (データを収集するノード) に近いノードは、より遠方のノードのデータを中継するため通信回数 (通信量) が多くなって他のノードより早くバッテリーが枯渇し、結果として WSN の稼働時間が短くなるのが問題になっている。この問題に対処するため、各ノードの通信における電力消費量のバランスがとれたデータ収集木を構築するような解を生成し、GA の初期解に含ませている。さらに、フィールドの  $k$  重被覆に関する十分条件を判定する効率的な手法を考案した。提案手法による WSN 稼働時間延長の性能を評価するため、提案手法の各部位を無効化した手法との比較実験をシミュレーションにより行った。その結果、100 から 300 ノードの WSN に対し、他の手法よりも十分に優れた性能を示すことを確認した。

### Maximizing $k$ -Coverage Lifetime of Wireless Sensor Networks Using Mobile Sensor Nodes

RYO KATSUMA,<sup>†1</sup> YOSHIHIRO MURATA,<sup>†2</sup>  
NAOKI SHIBATA,<sup>†3</sup> KEIICHI YASUMOTO<sup>†1</sup>  
and MINORU ITO<sup>†1</sup>

For a wireless sensor network (WSN) consisting of both static and mobile sensor nodes to collect environmental information, we propose a method to  $k$ -cover the target sensing field and maximize the WSN lifetime by moving the

mobile sensor nodes to appropriate positions. Our target problem is NP-hard since it contains a Minimum Geometric Disk Cover Problem known to be NP-hard, as a special case. We develop a genetic algorithm (GA) based scheme to find a near optimal solution in practical time. We devise an efficient method to check a sufficient condition of  $k$ -coverage of the field. Considering that a node near the sink node tends to consume more battery power by forwarding the data transmitted from nodes farther from the sink node, we add a tree where power consumption for communication is balanced among all nodes to our GA-based algorithm as an initial candidate solution. Through computer simulations, we confirmed that our method achieves much longer  $k$ -coverage lifetime than conventional methods for 100 to 300-node WSNs.

#### 1. ま え が き

近年、広域に設置された多数の小型ノードがセンシングした情報を無線マルチホップ通信により交換することで環境モニタリングやオブジェクトの追跡などを行うワイヤレスセンサネットワーク (以下、WSN) およびそのアプリケーションが注目されている。典型的なアプリケーションとして、農地のエリアごとの温度や光量などの情報を基地局 (シンクノード) に集め、収集した情報を用いて作物の育ちやすい環境を作るシステムなどが構築されている。これらの WSN アプリケーションの多くは、センシングの対象となるフィールド (以下、単にフィールドと呼ぶ) 内のすべての場所をセンシングできることや、長期間動作することを要求している。

WSN におけるセンサノードは、ネットワークのノードとしてデータ送受信も行う必要があることから、動作時間はバッテリー容量および通信量、通信距離などに依りて変わってくる。WSN を長期間稼働させるため、センシングやデータ転送の省電力化を行う研究が行われている。たとえば、ノード間の通信頻度を調整して省電力化を実現する手法<sup>1)</sup> や、センシングした情報をノード間で統合して通信データ量を削減する手法<sup>2)</sup> などが提案されている。これら既存研究の多くは、1 度配置されると位置が固定するノード (静止ノードと呼ぶ) のみの使用を想定している。

<sup>†1</sup> 奈良先端科学技術大学院大学  
Nara Institute of Science and Technology

<sup>†2</sup> 広島市立大学  
Hiroshima City University

<sup>†3</sup> 滋賀大学  
Shiga University

静止ノードのみの WSN では、ノードのバッテリーの枯渇および故障や、想定どおりの位置にノードを設置できなかったことにより出現したセンシング不可能な領域を自動的に修復することはできない。そこで、近年、車輪とモータなどを備え、対象領域を自由に移動できるノード（可動ノードと呼ぶ）の利用を考慮した研究が行われはじめている。たとえば、可動ノードが移動することで、バッテリーが尽きたノードや故障したノードのセンシング領域を埋め合わせる手法<sup>3)</sup>が研究されている。また、国境警備のようなアプリケーションの場合、十分なセンシング精度の維持や、頑健なシステムが求められる。そこで、フィールドを  $k$  重被覆<sup>\*1</sup>することにより、WSN のセンシング精度や頑健性を保つ研究が行われている。たとえば、可動ノードと静止ノードが混在する環境において、可動ノードが適切に移動することによってフィールドの  $k$  重被覆を保証する手法がある<sup>4)</sup>。しかし、これら可動ノードを用いる既存手法は、フィールド全体の被覆に注力しており、可動ノードを利用して WSN の稼働時間を延長する試みはなされていない。

本論文では、基地局へのデータ収集を目的とする、静止ノードと可動ノードからなる WSN において、フィールドを  $k$  重被覆し、かつ、稼働時間をできるだけ長くする可動ノードの適切な移動先、および、データ収集のためのマルチホップ通信経路（基地局を根とした全ノードを含む木：データ収集木）を発見する問題を定式化する。本問題は Minimum Geometric Disk Cover Problem (GDC)<sup>5)</sup> を特別な場合として含んでいるため NP 困難であり、実行時間内に最適解を求めることは難しい。そこで、本問題に対する準最適解を実用時間で求めるため、遺伝的アルゴリズム (GA) を基にしたアルゴリズムを提案する。

提案アルゴリズムでは、各可動ノードの移動先および各静止ノード、可動ノードのデータ収集木における親ノードを解候補として符号化する。そして、ランダムに値を設定した複数の解候補（初期解）を与えて、評価、交叉、突然変異、選択の操作を行い、解を進化させる。この際、良い解が導出できるかどうかは初期解に依存するため、品質の良い初期解を素早く生成するための負荷均等木構築法、および、効率的に調べられる  $k$  重被覆判定法を考案した。ここで、フィールド上に一様に分散配置されたノードでデータ収集をする場合、基地局周辺のノードは基地局から遠い位置にあるノードのデータを中継するため、基地局周辺のノードは電力消費が大きくなる傾向がある。負荷均等木構築法は、そのような電力消費の偏りを軽減することを目的とする。

提案方式により決定された可動ノードの移動とデータ収集木によるフィールドの  $k$  重被

覆時間の延長度合いを評価するため、提案手法の一部分を無効化した手法との比較実験をシミュレーションにより行った。その結果、提案方式は、数百ノードからなる WSN に対し、対象領域を  $k$  重被覆する WSN の稼働時間を他の手法より延長できることを確認した。 $k$  重被覆判定法に関して、Wang らの手法<sup>4)</sup> より計算時間は劣るが、実用的な計算時間内で十分良い精度で判定できることを確認した。また、静止ノードに比べてコストのかかる可動ノードの適切な割合を調べるために、100 ノードの WSN で、可動ノードの割合を変更して提案手法によって保たれるフィールドの  $k$  重被覆時間の評価実験を行った。その結果、可動ノードの割合は 20%程度が妥当であることを確認した。

以下、2 章では、関連研究について述べ、本研究の位置づけを明確化する。3 章では、提案方式で扱う問題を定式化する。4 章では、対象領域の  $k$  重被覆時間をできるだけ長くする可動ノードの移動先とデータ収集木を決定するアルゴリズムを述べる。5 章では、提案手法の性能評価について述べ、最後に、6 章で、本論文における結論と今後の課題を述べる。

## 2. 関連研究

WSN のアプリケーションの種類としては、(1) イベントが発生し、それを検知したノードのみがデータを基地局に送信するもの、(2) 特定のノードにクエリを送信し、それを受け取ったノードのみがデータを基地局に送信するもの、(3) 全ノードが定期的にセンシングデータを基地局に送信するものなどがある。本論文は (3) を対象とする。その例として、フィールドサーバがある<sup>6)</sup>。これは、農業用地に温度や光量を検知するノードを多数配置し、それらがセンシングした情報を収集する。フィールドサーバは 2 年以上メンテナンスフリーで使用することを想定している。このように、WSN は長期間の動作を求められることが多い。一般に、WSN におけるノードはバッテリーで動作するが、バッテリー交換が困難な場合が多く、バッテリー量も限られている。ノードは限られたバッテリー量で長期間の動作を実現するため、計算パワーは貧弱であり、また、センシング、通信のための電力も限られていることが多い。そのため、省電力化によって電池切れノードの発生を抑え、WSN の長期間の動作を可能にするための研究が行われている。

Tang らは、静止ノードのみからなる WSN を対象に、データを送受信する頻度を調整して、ネットワーク寿命を延長する手法を提案している<sup>1)</sup>。ここでは、バッテリー残量が少ないノードのデータ送受信頻度を下げることにより省電力化を実現している。

Heinzelman らは、静止ノードのみからなる WSN を対象に、クラスタリングベースのプロトコルに対してクラスタヘッドをランダムに変更すること、および、情報をノード間通信

\*1 ある地点が  $k$  個以上のノードのセンシング可能な範囲内にあること。

において統合し、基地局に送信する情報量を削減する LEACH という手法によって省電力化を実現している<sup>2)</sup>。

上記のような、静止ノードのみの WSN では、いくつかのノードが電池切れを起こし、WSN が満足に機能しなくなった場合の修復は困難である。そこで、駆動能力を付加した可動ノード（自力で移動できるノード）を導入した研究が行われている。可動ノードとして、Robomote がある<sup>7)</sup>。これは MICA<sup>8)</sup> に駆動能力を付加したもので、0.2 m/s 程度の速さで移動できる。

Wang らは、可動ノードを用いてネットワーク寿命を延長する手法を提案している<sup>9)</sup>。この手法は、ノードの故障や電池切れが発生したとき、他の可動ノードが移動して、使用できなくなったノードの代わりに通信を中継する（図 1）。この手法は、すべてのノードが可動ノードであることが前提である。一般に、可動ノードは静止ノードよりも高価なので、この手法はコストがかかる。

Mei らは、部分的に可動ノードを導入し、ノードが故障してネットワークが分断した場合に修復する手法を提案している<sup>3)</sup>。しかし、この手法は通信にかかる電力消費を考慮していない。

Wang らは、可動ノードと静止ノードが混在する環境において、初期配置の直後に 1 度だけ可動ノードが移動し、フィールドを  $k$  重被覆する手法を提案している<sup>4)</sup>。この手法は、可動ノードの移動に必要な消費電力を抑えつつ、 $k$  重被覆を達成することが目的で、通信にかかる電力消費を考慮していない。

以上のように、可動ノードを用いて、通信の省電力化による WSN 稼働時間の延長と、 $k$  重被覆の保証を同時に扱う手法は提案されていない。本論文では、これらを同時に扱う問題を定式化し、その問題が Minimum Geometric Disk Cover Problem (GDC) を含む NP

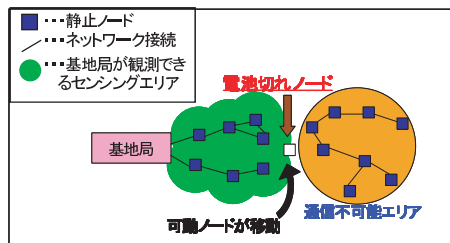


図 1 可動ノードを導入した WSN  
Fig. 1 WSN with mobile sensor nodes.

困難な問題であることを示し、現実時間内で解く近似アルゴリズムを提案する。

### 3. 可動ノードによる WSN 稼働時間の最大化問題の定式化

本章では、WSN のモデルを示し、可動ノードを動的に適切な位置に移動させ、WSN 稼働時間を最大化する問題を定式化する。以降で使用する記号を表 1 にまとめる。

#### 3.1 対象となる WSN のモデル, 仮定, および定義

##### 3.1.1 対象 WSN における仮定

WSN では、基地局ノードと、複数の静止ノード、可動ノードとがあり、ノードを配置するフィールド（障害物はないものとする）が与えられる。基地局を  $B_s$ 、静止ノードの集合を  $P = \{p_1, \dots, p_l\}$ 、可動ノードの集合を  $Q = \{q_1, \dots, q_m\}$  と表す。フィールドを  $Field$  で表す。本論文では、フィールドに配置された各ノードが周辺の温度や湿度などのデータを周期的に計測し、データ収集木に沿ったマルチホップ無線通信により、計測したデータを基地局  $B_s$  に集める WSN アプリケーションを対象とする。フィールドの任意の地点が  $k$  個のノードで被覆されているとき、フィールドは  $k$  重被覆されているという。センシングの頻度を  $I$  とする。各ノードが 1 回のセンシングで得るデータサイズを  $D$  とする。

ノードは、バッテリー駆動を想定し、バッテリーの交換はできない。WSN は静止ノードと可

表 1 記号表  
Table 1 Notations.

| Notation                   | Meaning                             |
|----------------------------|-------------------------------------|
| $Field$                    | センシング対象のフィールド                       |
| $B_s$ and $B_s.pos$        | 基地局およびその位置                          |
| $I$                        | WSN のセンシング頻度 [Hz]                   |
| $D$                        | 各ノードがセンシングで取得するデータのサイズ              |
| $R$                        | 各ノードのセンシング範囲の半径                     |
| $n$                        | 通信距離に対する電波の減衰係数                     |
| $Trans(x, d)$              | $x$ [bit] のデータを $d$ [m] 送信するときの消費電力 |
| $Recep(x)$                 | $x$ [bit] のデータを受信するときの消費電力          |
| $Sens()$                   | センシングのための消費電力                       |
| $Listen()$                 | 待機時の消費電力                            |
| $C(s)$                     | ノード $s$ の単位時間あたりの消費電力               |
| $Move(d)$                  | 可動ノードが $d$ [m] 移動するときの消費電力          |
| $P$                        | 静止ノードの集合                            |
| $Q$                        | 可動ノードの集合                            |
| $s.pos, s.energy, s.range$ | ノード $s$ の位置, バッテリー量, センシング範囲        |
| $k$                        | フィールドの被覆数                           |

動ノードからなる．静止ノードは最初に配置された場所から移動できず，可動ノードはモータと車輪を装備し，移動できる．フィールド上に障害はまったくなく，可動ノードは  $Field$  内の指定された任意の位置に真っ直ぐ動くことができる．各ノード  $s \in P \cup Q \cup \{Bs\}$  は固有のノード ID を持ち，その位置は  $s.pos$  で表される．

各静止，可動ノードのセンシング可能な範囲は，そのノードを中心とした半径  $R$  の円である．ノード  $s \in P \cup Q$  のセンシング範囲は  $s.range$  で表される．各ノードは，センシングにより固定のデータサイズ  $D$  を取得し，データの圧縮や統合をせずマルチホップ通信によって基地局に送る．

あるノードの発する電波到達範囲はそのノードを中心とした円である．他のノードがこの円内にあるとき，100%の確率で通信内容を受信でき，この円内にはないときはまったく受信できない．ノードは電波の出力を変更することで，自由に電波到達範囲を変更できる<sup>\*1</sup>．センシング周期  $I$  が十分長く，ノード間の電波の干渉は無視できる．

提案アルゴリズムの計算はすべて基地局における集中制御で行い，強力な電波を使用して可動ノードに移動先の指示を直接届けることができる．GPS または航空写真などを利用し，ノード間で相互通信することにより，基地局は各ノードの位置を知ることができる．

### 3.2 電力消費についての仮定

ノードが  $x$  [bit] のデータを  $d$  [m] 通信するときの消費電力  $Trans(x, d)$ ，および， $x$  [bit] のデータを受信するときの消費電力  $Recep(x)$  は下式 (1)，(2) に従う<sup>2)</sup>．

$$Trans(x, d) = E_{elec} \times x + \epsilon_{amp} \times x \times d^n \quad (1)$$

$$Recep(x) = E_{elec} \times x \quad (2)$$

ここで， $E_{elec}$  はハードウェアの消費電力係数， $\epsilon_{amp}$  は信号増幅器の消費電力係数， $n (\geq 0)$  は電波の減衰係数である．厳密に 1 方向にのみ指向性のあるアンテナを使用し，電波の減衰が起きなければ  $n = 0$  であり，電波が球面状に広がる時  $n = 2$  である．現実には，この間のいずれかの値をとる．

ノードはセンシングのための電力，待機電力を消費する．センシングによって  $D$  [bit] のデータを取得するための電力  $Sens()$ ，および， $y$  [sec] 時間待機するための電力  $Listen(y)$  は下式 (3)，(4) に従う．

$$Sens() = E_{elec} \times D + E_{sens} \quad (3)$$

$$Listen(y) = E_{listen} \times y \quad (4)$$

可動ノードは通信やセンシングだけでなく，移動にもバッテリーを消費する． $d$  [m] 移動するのに必要な電力  $Move(d)$  は，下式 (5) に従う．

$$Move(d) = E_{move} \times d \quad (5)$$

ここで  $E_{move}$  は定数である．可動ノードは一定速度  $V$  [m/sec] で移動可能である．

### 3.3 問題の定式化

#### 3.3.1 問題設定

WSN を長期間使用すると，ノードのバッテリーは消耗し，バッテリー切れになるノードも出現する．そのとき，データ収集木が分断され， $k$  重被覆が崩壊するなどして，WSN が満足に機能しなくなる可能性がある．そのため，バッテリー残量と電力消費モデルから  $k$  重被覆の崩壊時刻を予測し，そのつど修復するため，可動ノードを適切な位置に移動させることが必要である．そこで，各可動ノードの移動スケジュールを求める問題を定式化する．

$t_0$  を WSN の初期配置の時刻， $t_{end}$  をノードの電池切れにより WSN が稼働できなくなる時刻  $t_{life}$  よりも十分大きい時刻とする．各ノード  $s \in Q$  と，各時刻  $t \in [t_0, t_{end}]$  において  $Run(s, t)$  を時刻  $t$  における  $s$  の移動速度 (0 または  $V$ ) と移動方向とする．スケジュールを時間  $[t_0, t_{end}]$  における  $s$  の移動速度と移動方向の移り変わりとし，下式 (6) で表す．

$$schedule(s, [t_0, t_{end}]) = \bigcup_{t \in [t_0, t_{end}]} \{Run(s, t)\} \quad (6)$$

入力として  $Field$ ，基地局  $Bs$  の  $Bs.pos$ ，ノード  $s \in P \cup Q$  の  $s.pos$ ， $s.energy$ ， $s.range$ ，定数  $E_{elec}$ ， $\epsilon_{amp}$ ， $n$ ， $E_{listen}$ ， $E_{move}$ ， $V$ ， $D$ ， $I$  を与える．WSN の稼働終了時刻  $t_{life}$  を，可動ノードをどこへ移動させても  $k$  重被覆にならない状態になる時刻とする．

本研究において対象とする WSN の稼働終了時刻  $t_{life}$  を最大化する問題は，各ノードの位置が決定すれば  $k$  重被覆時間を最大化するようなデータ収集木が求められるとしたとき，各ノード  $s \in Q$  のスケジュール  $schedule(s, [t_0, t_{end}])$  を決定する問題であり，目的関数は下式 (7) で示される．

$$\text{maximize } (t_{life}) \quad (7)$$

ただし，下式 (8) の，フィールドの  $k$  重被覆を満たすことが制約条件である．

$$\forall pos \in Field, |Cover(pos)| \geq k. \quad (8)$$

where

$$Cover(pos) = \{s | pos \in s.range \wedge s \in P \cup Q \wedge s.energy > 0\}. \quad (9)$$

\*1 そのようなノードの例として IRIS mote<sup>10)</sup> があり，電波出力を  $-17.2$  [dBm] から  $3$  [dBm] まで自由に変更可能である．

### 3.3.2 問題へのアプローチ

3.3.1 項で定式化した問題は、全期間  $[t_0, t_{end}]$  に関する可動ノードの移動方向と移動距離、および、データ収集木の最適スケジュールを求める問題であるため、解の探索領域が広く難しい。よって、本問題を、多期間に区切り、各期間につき最適な可動ノードの移動先の座標、および、データ収集木を求める問題に近似し、以下のアプローチをとる。

- (1) WSN 予測稼働終了時刻（以下で説明）を最大化し、かつ、式 (8) を満たすような可動ノードの移動先とデータ収集木を決定する問題を解く。
- (2) 新たにバッテリー切れのノードが発生するたびに、手順 (1) を繰り返す。

ここで、手順 (1) の問題に対する入力は 3.3.1 項で示したものと同様で、出力は各可動ノード  $p \in Q$  の移動先の座標  $p.newpos$  と、データ収集木（各ノード  $s \in P \cup Q$  の親ノード  $s.send$ ）である。ただし、各可動ノード  $q \in Q$  の移動先は、下式 (10) を満たさなければならぬ。

$$|q.pos - q.newpos| < \frac{V}{I} \quad (10)$$

すなわち、可動ノードの移動先はセンシング間隔  $\frac{1}{7}$  秒の間に移動可能な距離内である。

WSN 稼働終了時刻  $t_{life}$  は、将来の可動ノードの移動も見越した稼働終了時刻であり、厳密に求めることは難しい。そこで、 $t_{life}$  の代わりに、次にバッテリー切れのノードが発生する時刻（WSN 予測稼働終了時刻）を目的関数とする。WSN 予測稼働終了時刻を下式 (11) で示す。

$$\text{maximize} \left( t_{now} + \min_{s \in P \cup Q} \left( \frac{s.energy}{C(s)} - \frac{\text{Move}(|s.pos - s.newpos|)}{C(s)} \right) \right) \quad (11)$$

ここで、 $t_{now}$  は現在の時刻、 $C(s)$  は現在の可動ノードの位置とデータ収集木から計算される各ノード  $s \in P \cup Q$  の単位時間あたりの電力消費量とする。 $s \in P$  のとき、 $|s.pos - s.newpos| = 0$  であることに注意。したがって、 $\frac{s.energy}{C(s)} - \frac{\text{Move}(|s.pos - s.newpos|)}{C(s)}$  はノード  $s \in P \cup Q$  がバッテリー切れになるまでの時間を表す。

各ノード  $s \in P \cup Q$  の単位時間あたりの電力消費量  $C(s)$  は下式 (12) で与えられる。

$$C(s) = (\text{Sens}() + \text{Recep}((D + H) \times s.desc) + \text{Trans}(D \times (s.desc + 1), |s - s.send|)) \times I + \text{Idle}(1) \quad (12)$$

ここで、 $s.desc$  は、データ収集木における  $s$  を根とする部分木に含まれる  $s$  以外のノードの数（子孫ノードの数）、 $H$  はパケットのヘッダ長である。

### 3.4 NP 困難性

次の Minimum Geometric Disk Cover Problem (GDC) は NP 困難な問題であることが知られている<sup>5)</sup>。

GDC: 平面上の点の集合  $N$  が与えられたとき、以下の条件を満たす  $n$  個以下の半径  $r$  の円盤の集合  $M$  を求める:  $N$  に属する任意の頂点  $i$  に対して、 $M$  に属する円盤  $j$  が存在し、 $i$  は  $j$  の領域に含まれる。

GDC のインスタンスを  $(N, n, r)$  とする。ただし、 $N$  は点集合、 $n$  は円盤数、 $r$  は円盤の半径である。このとき、ノードとして、 $n$  個の可動ノードのみを考え（したがって、静止ノードはない）、センシング半径を  $r$  とする。点集合  $N$  をフィールドとする。そうすれば、GDC の解が存在することと、 $n$  個の可動ノードでフィールド  $N$  を 1 重被覆できることは等価である。すなわち、GDC から本問題への多項式時間での帰着は可能であり、したがって、本問題は NP 困難である。

## 4. アルゴリズム

本章では、3.3.2 項で定義した問題に対して解を導くアルゴリズムを述べる。

### 4.1 アルゴリズムの適用方法

3.4 節で示したように、本問題は NP 困難であるため、GA を用いた近似アルゴリズムを提案する。本アルゴリズムは可動ノードの移動先と、基地局を根としてすべてのノードを含むデータ収集木を決定する。本アルゴリズムはノードの初期配置の時点から適用され、3.3.2 項で示した手順で、 $k$  重被覆を保つ解が算出できなくなるまで何度も適用する。

### 4.2 遺伝的アルゴリズム (GA)

GA とは、データ（解の候補）を遺伝子で表現した配列（個体と呼ぶ）を複数用意し、適応度の高い個体を優先的に選択して、交叉や突然変異などの操作を繰り返しながら解を探索する<sup>11)</sup>。GA の処理手順は以下のとおりである。

- (1)  $N$  個の個体が入る個体群を 2 つ用意する（以下、これらの集合を現世代個体群、次世代個体群と呼ぶ）。
- (2) 初期個体群生成: 初期の個体群として、現世代個体群に  $N$  個の個体を生成する。
- (3) 個体群評価: 評価関数により、現世代個体群の各個体の適応度を計算する。
- (4) 選択: 次世代個体群の個体数が  $N$  個になるまで、現世代個体群の中から適応度の高い個体を優先的に選択し、次世代個体群にコピーする。この次世代個体群を新たな現世代個体群とする。

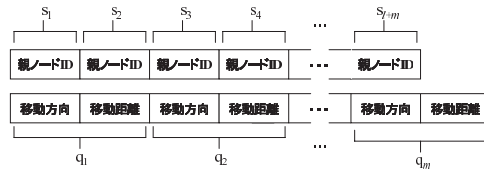


図 2 解の符号化  
Fig. 2 Encoding of solution candidate.

- (5) 交叉：親となる個体を 2 つ選択し、両親の染色体（遺伝子のリスト）を混合することによって、子供となる新たな個体を現世代個体群内に発生させることを規定回数繰り返す。
- (6) 突然変異：ある確率に基づき、現世代個体群内のそれぞれの個体の染色体の一部を変更する。
- (7) 終了判定：与えられた終了条件が成立していれば、現世代個体群の中で最も適応度の高い個体を解として出力する。終了条件が成立していなければステップ (3) に戻る。

以下、本問題を GA で解くための詳細を述べる。

符号化：各個体はそれぞれ  $|Q| + |P \cup Q|$  個の遺伝子座を持ち、各可動ノードの移動先とデータ収集木における親ノードを格納する。符号化の概念図を図 2 に示す。可動ノードの移動先が移動可能な範囲で収まる解を効率的に生成し、致死個体の発生を抑えるため、各可動ノードの移動先を格納する部分では初期座標と移動先位置の相対座標を示す遺伝子を用いる。相対座標は極座標表現を用いて表す。移動する方向と距離はそれぞれ 32 ビットの浮動小数点変数で与えられる。データ収集木を格納する部分では親ノードのノード ID を示す遺伝子を用いる。

初期個体群生成：各ノードの移動先は、一様分布乱数によりフィールド上のランダムな座標を与える。その移動先を、極座標表現にして移動方向と移動距離を設定する。GA では、初期個体群に品質の良い解を混ぜることによって探索効率を向上させることができる。そのため、初期個体群のデータ収集木を生成する際、以下の 3 手法をランダムに適用した。

- (1) 負荷均等木構築手法：4.4 節で示すデータ収集木の構築手法である。この手法で作成したデータ収集木は、各ノードの通信のための消費電力を平均化する性質がある。
- (2) ダイクストラ法：通信における消費電力を辺のコストとした最小全域木 (Minimum Spanning Tree) を作成する手法。この手法で作成したデータ収集木は、各ノードの通信における消費電力の合計は最小となるが、基地局周辺のノードの消費電力は大きくなる性質が

ある。

(3) 1-hop 接続手法：すべてのノードの親ノードを基地局に設定する手法。この手法で作成したデータ収集木は、基地局周辺のノードの消費電力は小さいが、基地局から遠い位置にあるノードの消費電力が大きくなるという、ダイクストラ法とは逆の性質がある。

適応度計算：個体の評価値を計算する方法を以下に述べる。まず、染色体から各ノードの位置とデータ収集木を決定する。それらと 3.3.2 項で示した入力から、目的関数式 (11) の値を計算し、それを適応度とする。もし復号した解が式 (8) で示される  $k$  重被覆の制約条件を満たしていない場合、適応度を 0 とする。ここで、 $k$  重被覆の判定を何度もするが、厳密な  $k$  重被覆の判定は難しい。そこで、 $k$  重被覆を実用時間内に高精度で判定するための十分条件を適用する (4.5 節参照)。

遺伝演算子：効率良く解を探索するため、エリート保存戦略とルーレット選択を用いる。エリート保存戦略により、評価値の一番高い個体を無条件で次世代に残せる。ルーレット戦略は、個体ごとの評価値に応じたソートは不要なので、計算量に関して有利である。交叉について、一様交叉手法を用いる。これらの手法については文献 [11] で述べられている。突然変異とは、突然変異率に基づいて、確率的に遺伝子の一部を変更する操作である。変更される遺伝子座では、可動ノードの移動先については、一様分布乱数によりフィールド上のランダムな座標を与え、その移動先を、極座標表現にして移動方向と移動距離を設定する。親ノードについては、木構造が崩れないという条件のもと、ランダムに選択しなおす。終了条件：ある一定の世代数 (ステップ (3) からステップ (6) を繰り返した回数) が経過したとき終了する。

#### 4.3 局所探索法

GA は大域的な探索能力に優れているが、解の一部を改善するような、最終的な調整能力には難点がある。そこで提案手法では、局所探索法を組み合わせることで解の改善を行う。以下、局所探索アルゴリズムについて述べる。

各可動ノード  $q \in Q$  の移動先  $q_{newpos}$  に対して、 $q_{pos}$  を中心とした半径  $w$  の円内からランダムな座標を与え、その移動先を極座標表現にして移動方向と移動距離を設定する。その移動先で目的関数の値を計算し、変更前より良い値なら移動先を更新し、同様の操作を繰り返す。そうでなければ移動先を変更前に戻し、アルゴリズムは終了する。

#### 4.4 負荷均等木構築手法

基地局に直接接続するノードは他のノードのデータを中継するので、消費電力が高くなりがちである。そのため、まず、基地局に直接接続するノード (第 1 レベルノード) を決定



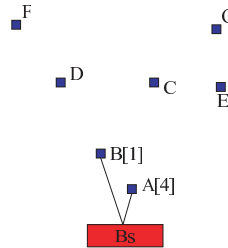


図 3 負荷均等木構築：アルゴリズムを 1 回適用  
Fig. 3 Balanced edge selection algorithm repeats 1 time.

し、その後、残りのノードを第 1 レベルノードに接続していくアプローチをとる。

第 1 レベルノード群およびその数の選定方針は以下のとおりである。(1) 第 1 レベルノードの数については、1 から  $|P \cup Q|$  個まで、すべてのパターンについて以下の (2) を試し、各第 1 レベルノードの消費電力が最小となる数を選ぶ。第 1 レベルノードの選択の際、送信のための消費電力が少なくなるように、基地局に近いノードから順に選択していく。(2) 各第 1 レベルノードがデータ中継を担当する(残りのノード群中の)ノード数を決める。その際、第 1 レベルノードのデータ転送量と基地局までの距離を考慮し、全第 1 レベルノード間で消費電力が均等化されるよう、分担ノード数を決める。

以上で、第 1 レベルノードが決まる。次に、各第 1 レベルノード  $s$  について、分担ノード数が決まっているので、残りのノード群を、 $s$  に近い順に分担ノードとして割り当てる。 $s$  とその分担ノード集合について、上記 (1), (2) を再帰的に適用する。

本アルゴリズムを用いてデータ収集木を作成する様子を、例を用いて説明する。本アルゴリズムを 1 回ループさせた様子を図 3 に示す。Bs は基地局ノード、四角はノード、直線はリンクを表す。A[4] は、ノードの名前 'A' と、A が持つことのできる子孫ノードの数(この場合は 4 ノード)を示す。各ノードの電力残量は一緒であるとする。ここでは、各ノードの位置と電力残量から、第 1 レベルノードと、それらのノードが持つことのできる子孫ノードの数を決定した。A の方が B よりも通信距離が短いので、持つことのできる子孫ノードの数が多し。

次に、本アルゴリズムをさらに 2 回ループさせ、第 1 レベルノード A, B に接続するノード(第 2 レベルノード)と、それらの子孫ノードの数の様子を図 4 に示す。A に直接接続するノード数は 3 であり、A の保持可能な子孫ノードよりも 1 つ少ない。そこで、A に対して最も通信距離の短い C が子孫ノードを 1 つ保持可能となる。そして C と G が接続す

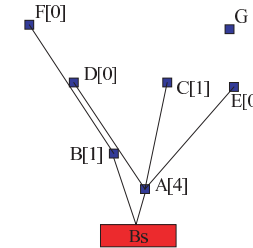


図 4 負荷均等木構築：アルゴリズムを 3 回適用  
Fig. 4 Balanced edge selection algorithm repeats 3 times.

ることで、木の完成となる。

#### 4.5 $\delta$ - $k$ 重被覆判定法

フィールドが  $k$  重被覆されているかどうかを厳密に判別することは難しい。Wang らは、 $k$  重被覆の十分条件として、フィールドを格子状の小さいグリッドに分割し、各グリッド内のノードの数をチェックするだけで、フィールドの  $k$  重被覆を判定できる手法を使用している<sup>4)</sup>。しかし、それは非常に強い十分条件である。そこで、我々は新たな  $k$  重被覆の十分条件を考案する。

いま、フィールド上で、間隔  $\delta$  の格子点上にチェックポイントを設置する。ただし、これらのすべてのチェックポイントが  $k$  重被覆されていても、フィールドが  $k$  重被覆されていない可能性がある。そのため、センシング範囲を通常よりも小さく考えた  $\delta$ - $k$  重被覆という概念を提案する。

#### 定義

$\delta > 0$  として、以下の場合、チェックポイント  $c$  が  $\delta$ - $k$  重被覆されるという： $c$  を中心とした半径  $R = \frac{\sqrt{2}}{2}\delta$  の円内に  $k$  個以上のノードが存在する。

図 5 はチェックポイントが  $\delta$ - $k$  重被覆されていることを示す ( $k = 3$ )。

#### 定理 1

フィールド上で、間隔  $\delta$  の格子点上にチェックポイントが与えられるとき<sup>\*1</sup>、すべてのチェックポイントが  $\delta$ - $k$  重被覆されているならば、フィールドは  $k$  重被覆されている。

#### 証明

図 5 で示すように、チェックポイント  $c$  が  $\delta$ - $k$  重被覆されているとき、 $c$  を中心とする半

\*1 外周のチェックポイントはフィールドを囲むことに注意。

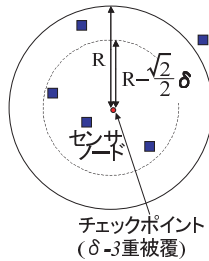


図 5  $\delta$ - $k$  重被覆の状態  
Fig. 5 Condition of  $\delta$ - $k$ -coverage.

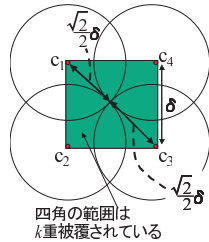


図 6  $\delta$ - $k$  重被覆による  $k$  重被覆判定  
Fig. 6 Checking  $k$ -coverage by  $\delta$ - $k$ -coverage.

径  $\frac{\sqrt{2}}{2}\delta$  の円内は  $k$  重被覆される。さらに、図 6 のように、近隣のチェックポイント  $c_1, c_2, c_3$  および  $c_4$  が  $\delta$ - $k$  重被覆されているとき、 $c_1, c_2, c_3$  および  $c_4$  で囲まれた正方形は  $k$  重被覆される。よって、定理 1 は証明された。

$\delta$ - $k$  重被覆は  $k$  重被覆の十分条件である。 $\delta$  を小さくすればするほど、必要十分条件に近づく。しかし、 $\delta$  を小さくすると、チェックポイントの数が増え、判定時間が長くなる。

### 5. 実験および考察

本章では、提案手法により決定される可動ノードの移動先およびデータ収集木を評価するためにシミュレーション実験について述べる。

まず、提案手法によって保たれるフィールドの  $k$  重被覆時間を評価するため、数百ノードの WSN で、提案手法の一部の機能を無効化したアルゴリズムとの比較実験を行った。次に、 $k$  重被覆判定の精度と実用性を評価するため Wang らの手法<sup>4)</sup> との比較実験を行った。

表 2 実験のパラメータ設定

Table 2 Common configuration for experiments.

| パラメータ           | 値   |
|-----------------|---|
| 各ノードの初期電力量      | $s.energy = 32400 \text{ J}$ (文献 2))              |
| データ処理にかかる電力消費係数 | $E_{elec} = 50 \text{ nJ/bit}$ (文献 9))            |
| 信号増幅にかかる電力消費係数  | $\epsilon_{amp} = 100 \text{ pJ/bit/m}^2$ (文献 9)) |
| 電力消費乗数          | $n = 2$ (文献 9))                                   |
| センシングにかかる電力消費係数 | $E_{sens} = 0.018 \text{ J/bit}$ (文献 9))          |
| 移動にかかる電力消費係数    | $E_{move} = 8.267 \text{ J/m}$ (文献 12))           |
| 可動ノードの最大移動速度    | $V = 0.5 \text{ m/s}$ (文献 12))                    |
| 待機時の消費電力係数      | $E_{listen} = 0.025 \text{ J/s}$ (文献 13))         |
| 各ノードのセンシング範囲の半径 | $R = 20 \text{ m}$ (文献 13))                       |
| センシングのデータサイズ    | $D = 116 \text{ bit}$ (文献 14))                    |
| パケットのサイズ        | $128 \text{ bit}$ (文献 14))                        |
| センシング頻度         | $I = 0.1 \text{ Hz}$ (文献 14))                     |

最後に、全ノードに占める可動ノードの割合が与えるフィールドの  $k$  重被覆時間への影響を評価するため、100 ノードの WSN で、可動ノードの割合を変更して提案手法によって保たれるフィールドの  $k$  重被覆時間の評価実験を行った。

以上のシミュレーション実験における、各ノードの共通パラメータを、表 2 に示す。GA のパラメータは、予備実験で良い解を導出できた、個体数 20、世代数 20、交叉率 1、突然変異率 0.01 と定めた。本実験を行った計算機のスペックは、Intel Core2Duo E6600 (2.4 GHz)、1GB メモリ、WindowsXP Professional、Sun Java Runtime Environment 1.6.0.02 である。

#### 5.1 $k$ 重被覆時間

この実験では、提案手法の可動ノードの移動先決定およびデータ収集木構築の性能を評価するため、静止ノードと可動ノードの両方を用いて実験を行った。提案手法と比較手法を以下で述べる。(i) Proposed Method (Balance) は提案手法であり、4 章で述べた手法をすべて使用している。(ii) Proposed Method (Random) は、GA の初期個体群生成の際に、ランダムに生成したデータ収集木 (4.2 節における初期個体群生成の (3) の手法) のみを使用した提案手法である。(iii) Static Method は、ノードが移動しない場合で、データ収集木構築のみを行う提案手法である。(iv) Wang's Method は、2 章で示した Wang らの手法により可動ノードの移動先を決定し、負荷均等木構築法および GA を使用してデータ収集木を構築する手法である。

本実験におけるフィールドやノードの設定は以下のようにした。



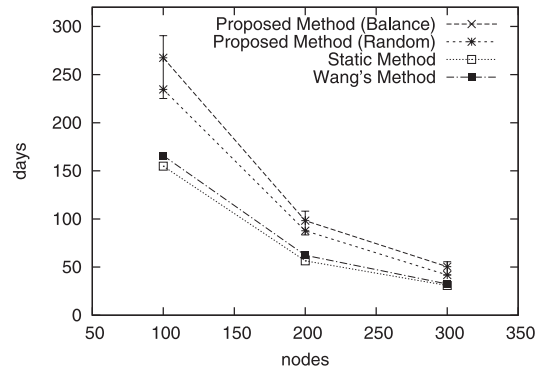


図 7 3 重被覆保持時間

Fig. 7 3-coverage duration.

- フィールドの大きさ:  $50\text{ m} \times 50\text{ m}$ ,  $100\text{ m} \times 50\text{ m}$ ,  $100\text{ m} \times 100\text{ m}$
- 基地局の位置: フィールドの南端中央
- ノードの数: 100, 200, 300
- 可動ノードと静止ノードの割合: 1:3
- 被覆数:  $k = 3$
- チェックポイント間隔:  $\delta = \frac{1}{10}R$

フィールドの大きさは、 $k$  重被覆の際に過剰なノードが出ない程度にノード数によって調整した。 $50\text{ m} \times 50\text{ m}$  を基本的な大きさとした (100 ノードで  $k = 3$  の場合)。静止ノード、および可動ノードの初期位置は、フィールド内に一様分布乱数を用いて与えた。

実験結果を図 7 および図 8 に示す。この結果は 30 試行の平均である。図 7 より、Proposed Method (Balance) および Proposed Method (Random) は Static Method よりも  $k$  重被覆時間が約 1.8 倍長い。これより、可動ノードは  $k$  重被覆時間を長く保つために、有効であることが分かる。さらに、Proposed Method (Balance) は Proposed Method (Random) よりも  $k$  重被覆時間が約 1.2 倍長い。これより、負荷均等木構築法の有効性も示されている。さらに、Proposed Method (Balance) は Wang's Method よりも  $k$  重被覆時間が約 1.4 倍長い。これより、提案手法がより長い  $k$  重被覆時間を実現する可動ノードの移動先を計算することが確認でき、提案手法の可動ノードの移動先の決定および  $k$  重被覆判定手法は Wang らの手法よりも有効であることが示された。また、Wang らの手法では、初期配置の直後は  $k$  重被覆を満たすと判定されない場合が多かったが、30 試行のいずれも可動ノード

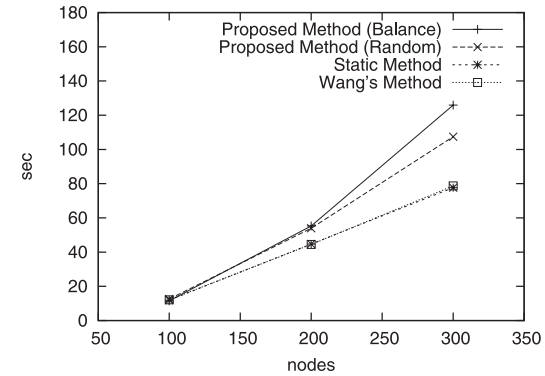


図 8 3 重被覆時のアルゴリズムの計算時間

Fig. 8 3-coverage computation time.

を移動させることで、 $k$  重被覆を満たすことができた。また、ノード数が増えるに従い、 $k$  重被覆時間は減少している。これは、基地局に送信しなければならないデータ量がノード数の増加とともに増え、特に基地局周辺のノードの通信のための電力消費が増加するからである。さらに、図 7 で、提案手法による 30 試行の評価値の最良値と最悪値を示し、線をつないだ。提案手法の評価値のばらつきは 84% ~ 109% の範囲内に収まっており、極端に性能の悪い解を出力しないことが確認できた。図 8 は各手法の計算時間を示している。提案手法は 300 ノードの  $k = 3$  の場合で 120 秒程度であり、現実的な時間内で計算可能である。

## 5.2 $k$ 重被覆判定法の精度

Wang らの手法は、フィールドを格子状のグリッドに分割し、対角線の長さがノードのセンシング半径になるようにグリッドの大きさを調整した。そして、グリッド内に  $k$  個以上のノードが存在するかどうかの数え上げをすべてのグリッドに対して行う手法である。これは非常に強い  $k$  重被覆の十分条件である。以下、提案手法と Wang らの手法<sup>4)</sup> とを比較し、提案手法が  $k$  重被覆を確保するのに必要なノード数および計算時間を評価する。どちらの手法も  $k$  重被覆判定のための十分条件なので、 $k$  重被覆していると判定した場合はそれを保証するが、判定できなかった場合は  $k$  重被覆することもしないことも保証しない。したがって、 $k$  重被覆していると判定する割合が高いほど、判定精度が高いと見なせる。

この実験では、 $100\text{ m} \times 100\text{ m}$  のフィールドに 300 ノードをランダムに配置した。これはランダムに配置した場合、フィールドがほぼ確実に 3 重被覆以上されるようなノード数

表 3 フィールドが  $k$  重被覆を満たすと判定された割合 (100 試行)

Table 3 The proportion of occurrences that the field is judged as  $k$ -covered (out of 100 simulation runs).

|                                      | $k = 1$ | $k = 2$ | $k = 3$ |
|--------------------------------------|---------|---------|---------|
| Wang's Method <sup>4)</sup>          | 93%     | 44%     | 4%      |
| Proposed Method ( $\delta = 0.5$ m)  | 100%    | 100%    | 100%    |
| Proposed Method ( $\delta = 1.0$ m)  | 100%    | 100%    | 100%    |
| Proposed Method ( $\delta = 2.0$ m)  | 100%    | 100%    | 100%    |
| Proposed Method ( $\delta = 4.0$ m)  | 100%    | 100%    | 100%    |
| Proposed Method ( $\delta = 8.0$ m)  | 100%    | 100%    | 100%    |
| Proposed Method ( $\delta = 12.0$ m) | 100%    | 100%    | 97%     |
| Proposed Method ( $\delta = 16.0$ m) | 96%     | 82%     | 48%     |

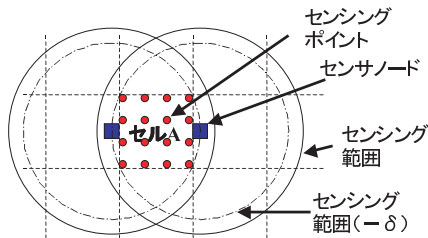


図 9 Wang らの手法による判定失敗の例  
Fig. 9 Example of misjudge by Wang's method.

である。そのため、すべての場合において 1~3 重被覆されていると判定されることが期待される。100 回のランダム配置に対して提案手法と Wang らの手法を適用し、1 重被覆、2 重被覆、および 3 重被覆を満たすと判定された割合を比較した。ただし、提案手法では  $\delta$  の値を 0.5 m から 16 m まで変化させ、それぞれについての実験を行った。Wang らの手法では、ノードのセンシング半径より、グリッドは  $10\sqrt{2}$  m 四方と固定される。

結果を表 3 に示す。表 3 より、 $\delta \leq 16$  m のとき、提案手法は Wang らの手法よりも優れた精度で判定できている。Wang らの手法では 3 重被覆であると判定されたのは 4% であったのに対して、提案手法では、 $\delta \leq 12$  m のとき 3 重被覆であると 100% 判定できた。Wang の手法では  $k$  重被覆でないと判定されるが、提案手法では  $k$  重被覆であると判定できるノードの配置例としては、図 9 のようなものがあげられる。Wang らの判定方法では、フィールドを 1 辺の長さが  $\frac{R}{\sqrt{2}}$  のグリッドで分割し、各グリッド内のノードの個数を被覆数としている。図 9 では、実際にはセル A は 2 重被覆されているが、Wang らの手法ではセル A

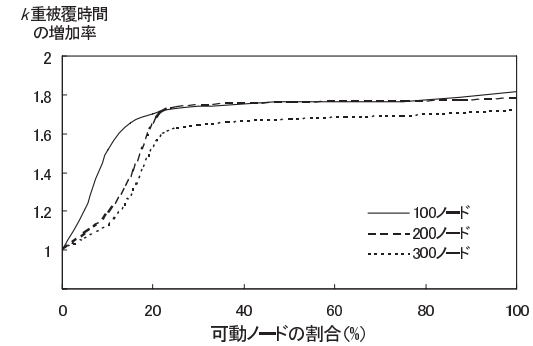


図 10 可動ノードの各割合についての  $k$  重被覆時間の増加率  
Fig. 10 Rate of increasing  $k$ -coverage duration influenced by each proportion of mobile node.

内にノードが存在しないため、被覆されていないと誤って判定される。一方、提案手法の  $k$  重被覆判定では、各センシングポイントが  $\delta/2$  重被覆されているため、セル A 内は 2 重被覆であると判定できる。

計算時間について、Wang らの手法は 0.13 ms であるのに対し、我々の手法では  $\delta = 1$  m のとき 159 ms、 $\delta = 8$  m のとき 2 ms、 $\delta = 12$  m のとき 1 ms であった。Wang らの手法では計算時間は非常に短い、我々の手法において  $\delta = 1$  m でも短い計算時間を実現しており、許容範囲内の計算時間で高い精度で判定できることが確認できた。

### 5.3 可動ノードの導入割合が与える $k$ 重被覆時間への影響

ノード数が同じならば、可動ノードの割合が大きい方が本問題に対して明らかに有利であるが、一方、可動ノードは静止ノードよりもコストがかかる。そこで、可動ノードの割合が  $k$  重被覆時間に与える影響について評価するため、100, 200, および、300 ノードの WSN で  $k = 3$  として、可動ノードの割合を 0% から 100% まで 5% 刻みで変化させ、それぞれについて提案手法による  $k$  重被覆時間を 30 回計測した平均値を求めた。

実験結果を図 10 に示す。図 10 より、ノードの数にかかわらず、可動ノードの導入割合が 0% から 20% にかけては  $k$  重被覆時間が急激に増加しており、20% 以上では増加はゆるやかになるという傾向がある。これは、可動ノードの割合が 20% 以下で、その効果 (フィールドの  $k$  重被覆の完成やバッテリー消費が激しいノードのサポート) がほぼ発揮されることを示す。提案手法を使用する場合、可動ノードの割合は 20% 前後が妥当であることが示された。

## 6. あとがき

本論文では、静止ノードと可動ノードをともに用いたデータ収集型 WSN において、 $k$  重被覆状態を長期間維持することを目的として問題設定を定式化した。そして、問題設定に対して、可動ノードの適切な移動先とデータ収集木を計算する手法を提案した。さらに、 $k$  重被覆されているかどうかを素早く高精度で判定する手法を提案した。本手法は、GA の初期解を作成する際に、データ収集木を負荷均等木構築法を使用して構築することによって、各ノードのデータ送信によるバッテリー消費量がなるべく均一になるようなデータ収集木を構築した点に特色がある。また、データ送信によるバッテリーの消費を考慮し、可動ノードによってデータ送信経路を調整し、バッテリー切れによる経路の切断を防ぐ点、および、 $k$  重被覆判定を効率良く、かつ、高精度に行う十分条件を導入した点に特色がある。

評価実験の結果、提案方式は、100 から 300 ノードの WSN に対して、フィールドの  $k$  重被覆時間を、他の手法より延長できることを確認した。さらに、提案手法の計算時間は 120 秒程度と、実用可能であることを確認した。 $k$  重被覆判定の精度を Wang らの手法と比較した結果、高精度で判定でき、計算時間はやや劣るものの実用的な時間で計算できることを確認した。最後に、全ノードにおける可動ノードの割合が 20%程度のとときに、提案手法は効果的であることを確認した。

今後の課題として、より長くフィールドの  $k$  重被覆時間を保つために、以下の 2 点が考えられる。まず、過剰にノードを配置した場合に、余分なノードをスリープ状態にしてバッテリーを節約する手法の導入が考えられる。また、ノードの初期配置の際に、基地局周辺とそれ以外のエリアで、配置するノードの密度を調整するなどの手法の導入が考えられる。

## 参 考 文 献

- 1) Tang, X. and Xu, J.: Extending Network Lifetime for Precision-Constrained Data Aggregation in Wireless Sensor Networks, *Proc. 25th IEEE Int'l Conf. on Computer Communications (Infocom2006)*, pp.1–12 (2006).
- 2) Heintzelman, W.R., Chandrakasan, A. and Balakrishnan, H.: Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks, *Proc. 33rd Hawaii Int'l. Conf. on System Sciences (HICSS 2000)*, Vol.2, pp.3005–3014 (2000).
- 3) Mei, Y., Xian, C., Das, S., Charlie Hu, Y. and Lu, Y.: Repairing Sensor Network Using Mobile Robots, *Proc. IEEE Workshop on Wireless Ad hoc and Sensor Networks (WWASN 2006)* (2006).
- 4) Wang, W., Srinivasan, V. and Chua, K.C.: Trade-offs Between Mobility and Den-

sity for Coverage in Wireless Sensor Networks, *Proc. 13th Annual Int'l Conf. on Mobile Computing and Networking (MobiCom 2007)*, pp.39–50 (2007).

- 5) Srinivas, A., Zussman, G. and Modiano, E.: Mobile Backbone Networks — Construction and Maintenance, *Proc. ACM Int'l Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHoc2006)*, pp.166–177 (2006).
- 6) Fukatsu, T. and Hirafuji, M.: Long-Term Monitoring System using Field Monitoring Servers, *Proc. AFITA/WCCA Joint Congress on It In Agriculture*, pp.685–691 (2004).
- 7) Dantu, K., Rahimi, M., Shah, H., Babel, S., Dhariwal, A. and Sukhatme, G.S.: Robomote: Enabling mobility in sensor networks, *Proc. 4th Int'l. Symp. Information Processing in Sensor Networks (IPSN 2005)*, pp.404–409 (2005).
- 8) Crossbow Technology, Inc. 2003: MICA2: Wireless Measurement System. <http://www.xbow.com/Products/Product.pdf.files/Wireless.pdf/MICA.pdf>
- 9) Wang, G., Cao, G., La Porta, T. and Zhang, W.: Sensor Relocation in Mobile Sensor Networks, *Proc. 24th Annual Joint Conf. of the IEEE Computer and Communications Societies (Infocom2005)*, Vol.4, pp.2302–2312 (2005).
- 10) Crossbow Technology, Inc. 2008: IRIS mote., <http://www.xbow.jp/mprmb.pdf>
- 11) Goldberg, D.E.: *Genetic Algorithms in Search, Optimization and Machine Learning*, Addison-Wesley Publishing Company, Inc. (1989).
- 12) Sibley, G.T., Rahimi, M.H. and Sukhatme, G.S.: Robomote: A Tiny Mobile Robot Platform for Large-Scale Sensor Networks, *Proc. IEEE Int'l Conf. on Robotics and Automation (ICRA 2002)*, Vol.2, pp.1143–1148 (2002).
- 13) Ganeriwal, S., Kansal, A. and Srivastava, M.B.: Self aware actuation for fault repair in sensor networks, *Proc. Int'l Conf. on Robotics and Automation (ICRA2004)*, Vol.5, pp.5244–5249 (2004).
- 14) Kamimura, J., Wakamiya, N. and Murata, M.: Energy-Efficient Clustering Method for Data Gathering in Sensor Networks, *Proc. 1st Workshop on Broadband Advanced Sensor Networks (BaseNets2004)*, Vol.103, pp.31–36 (2004).

(平成 21 年 2 月 5 日受付)

(平成 21 年 3 月 26 日再受付)

(平成 21 年 5 月 11 日採録)



勝間 亮 (正会員)

2006年3月京都教育大学教育学部情報数学科修了。2008年3月奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士前期課程修了。2008年4月奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士後期課程入学。2011年3月に博士後期課程修了予定。センサネットワークの研究に従事。



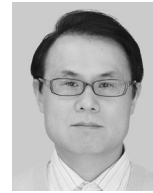
村田 佳洋 (正会員)

1975年生。2003年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科博士後期課程修了。同年奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科助手。現在、広島市立大学情報科学研究科准教授。遺伝的アルゴリズム、エージェント技術等の研究に従事。



柴田 直樹 (正会員)

1996年、1998年、2001年にそれぞれ大阪大学基礎工学部中退、基礎工学研究科博士前期課程修了、基礎工学研究科博士後期課程修了。2001年より奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科助手。2004年1月より滋賀大学経済学部情報管理学科講師。2004年4月より現在、滋賀大学経済学部情報管理学科助教授。分散システム、ITS、遺伝的アルゴリズム等の研究に従事。ACM、IEEE、情報処理学会各会員。



安本 慶一 (正会員)

1991年大阪大学基礎工学部情報工学科卒業。1995年同大学院博士後期課程退学後、滋賀大学経済学部助手。2002年より現在、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科准教授。博士(工学)。分散システム、マルチメディア通信システムに関する研究に従事。ACM、IEEE/CS各会員。



伊藤 実 (正会員)

1977年大阪大学基礎工学部卒業、1979年同大学院基礎工学研究科博士前期課程修了。1979年より大阪大学基礎工学部助手。1986年より大阪大学基礎工学部講師。1989年より大阪大学基礎工学部助教授。1993年より奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科教授。現在に至る。工学博士。関係データベース、オブジェクト指向データベースの理論等の研究に従事。ACM、IEEE、電子情報通信学会各会員。