

無線センサネットワーク長寿命化のための ノード集合の分割に基づくスリープスケジューリング手法

勝 間 亮^{†1} 村 田 佳 洋^{†2} 柴 田 直 樹^{†3}
安 本 慶 一^{†1} 伊 藤 実^{†1}

本論文では、多数のセンサノードが散布されたデータ収集型無線センサネットワーク (WSN) において、必要最小限のノードを稼働させ、残りをスリープさせることで、WSN の k 重被覆維持時間を最大化する手法を提案する。本手法を実現するため、 k 重被覆維持時間を最大化する、各時刻のノードの動作モード (センシングやスリープなど) およびマルチホップ通信経路を決定する問題を定式化する。本問題は典型的な組合せ最適化問題であり、短時間で最適解を算出するのは困難である。そのため、時間を多期間に区切り、1 期間にわたって維持される最適な動作モードとデータ収集経路を繰り返し決定していくヒューリスティックアルゴリズムを提案する。提案アルゴリズムとして、 k 重被覆への貢献度合順に稼働させるノードを選んでいく方法と、フィールドを 1 重被覆するノードの集合 (レイヤ) を複数求め、 k 個の稼働レイヤを選択する耐故障性が高い方法を提案する。提案手法における各部位の k 重被覆維持時間延長に対する効果を評価するために、提案アルゴリズムおよびその 1 部位を無効化したアルゴリズムの比較実験をシミュレーションにより行った。その結果、 k の値やノード数にかかわらず、提案手法は、各比較手法よりも k 重被覆維持時間が約 1.1 倍から 1.3 倍長いことが確認できた。

Sleep Scheduling Method Based on Node Set Division for Maximizing Wireless Sensor Network Lifetime

RYO KATSUMA,^{†1} YOSHIHIRO MURATA,^{†2}
NAOKI SHIBATA,^{†3} KEIICHI YASUMOTO^{†1}
and MINORU ITO^{†1}

In this paper, we propose a method for maximizing the lifetime of a wireless sensor network which k -covers the target field, by making minimum number of nodes operate and putting other nodes in sleep. For this objective, we first formulate the problem to decide the operating mode for each sensor node and the

multi-hop communication route at each time to maximize the k -coverage time. This problem is a typical combinatorial optimization problem, and thus it is hard to find the optimal solution for practical time. So, we propose a method which periodically finds the solution for each of shorter time periods, which are made by subdividing the entire time period. We propose two methods; the first one is to choose active nodes in order of their contribution degree to the field k -coverage, and the second one is to find layers that each of them 1-covers the field, and choose k active layers for k -coverage. The second method is considered to be more fault-tolerant. In order to evaluate the effectiveness of our algorithms in terms of k -coverage time, we compared our methods with methods in which some of the proposed features are disabled. Through simulation-based comparison, we confirmed that the proposed methods achieve 1.1 to 1.3 times longer lifetime regardless of k and the number of nodes, than the other methods.

1. ま え が き

近年、広域に設置された多数の小型センサ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情報の収集やオブジェクトの追跡などを行う無線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。WSN には、定期的に全エリアのセンシングデータを基地局に送信するデータ収集型 WSN がある。データ収集型 WSN の典型的なアプリケーションとして、農地などに WSN を設置し、各エリアごとの温度や光量などの情報を 1 点 (基地局) に収集し、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¹⁾。

これらの WSN アプリケーションの多くは長期間動作することを要求している。そこで、センサノードのスリープ機能を用いた WSN 稼働時間延長手法が研究されている^{2)–4)}。

一方、国境警備などのアプリケーションでは、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) をノードで全被覆するだけでなく、十分なセンシング精度の維持やシステムの頑健性が求められる。それらの要求を満たすため、フィールドの k 重被覆と呼ぶ制約条件を導入している研究がある。 k 重被覆とは、フィールド上のどの地点も少なくとも k 個以上のノードで被覆されていることをいう。Poduri らは、 k が小さいときの k

^{†1} 奈良先端科学技術大学院大学
Nara Institute of Science and Technology

^{†2} 広島市立大学
Hiroshima City University

^{†3} 滋賀大学
Shiga University

重被覆のためのノードの最適な配置について議論した⁵⁾。しかし、WSN はノードの正確な配置が難しい場合の使用も想定されている（たとえば、広大、危険なフィールドに対しては空中からノードを散布することが望ましい）。移動可能なノード（可動ノード）を使用して、ノード配置後に k 重被覆の状態にする研究もあるが、フィールドに障害物などがある場合には可動ノードの使用が困難である。そこで、 k 重被覆を保つために、十分な数のノードを散布する方法が考えられる。その際、 k 重被覆に必要な十分なノードのみを稼働させ、残りのノードをスリープさせ必要に応じて稼働させることで、WSN の k 重被覆維持時間を延長できることが望ましい。しかし、過剰にノードが散布されたデータ収集型 WSN において、 k 重被覆維持時間を最大化する手法は著者らの知る限り存在しない。

本論文では、データ収集型 WSN において、 k 重被覆するために十分な数のノードがフィールド上に散布されているとき、 k 重被覆維持時間を最大化する問題を解くための近似アルゴリズムを提案する。そのために、すべてのノードの動作モード切替えスケジュール、および、モード切替えに基づくデータ収集経路を決める問題を定式化する。この問題に対して、次の仮定をおく。センサノードは、スリープ、中継、センシングの 3 つの動作モードを持つ。通信に要する電力は距離とデータ量に依存する。ノードは単位時間あたりに一定確率で故障し、以降動作を停止する。

本問題は典型的な組合せ最適化問題であり、最適解を短時間で算出することは難しいと思われる。そこで、本問題を効率良く解く近似アルゴリズムとして逐次起動法、レイヤ切替法を提案する。逐次起動法は、効率的にフィールドを k 重被覆するため、より k 重被覆に貢献する（ k 重被覆のためのセンシング面積が大きい）ノードを優先的にセンシングモードにすること、バッテリーを節約するためにセンシングしないノードに通信の中継をさせる方法である。レイヤ切替法は逐次起動法を拡張し耐故障性能を高めた方法である。レイヤ切替法では、フィールドを 1 重被覆するノードの集合（レイヤ）を複数求め、 k 重被覆を達成するために k 個のレイヤを選択し稼働させる。故障ノードによるデータ収集木分断の影響を、そのノードが属するレイヤのみにとどめるため、レイヤごとに独立したデータ収集経路が構築される。

提案手法における各部位の k 重被覆維持時間延長に対する効果および耐故障性能を評価するために、提案アルゴリズムおよび 1 部位を無効化したアルゴリズムの比較実験をシミュレーションにより行った。その結果、提案手法は k の値やノード数にかかわらず、その一部を無効化した各比較手法よりも k 重被覆維持時間が約 1.1 倍から 1.3 倍長く、スリープモードなしの場合に比べて最大約 10 倍長くなることが確認できた。また、あるノードが故障し

たとき、レイヤ切替法はフィールドをつねに $k-1$ 重以上被覆でき、逐次起動法よりも平均的に被覆数が約 1.03 倍多くなる一方、 k 重被覆維持時間の減少は 5%にとどまることが確認できた。

以下、2 章では、関連研究について述べ、提案手法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、対象領域を k 重被覆し、かつ、WSN の k 重被覆維持時間を最大化する各ノードのモードとデータ収集経路を決定するアルゴリズムを述べる。5 章では、性能評価について述べ、最後に、6 章で、まとめを述べる。

2. 関連研究

WSN のアプリケーションの種類としては、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イベント検知型³⁾、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クエリ型⁴⁾、定期的に全エリアのセンシングデータを基地局に送信するデータ収集型などがある。本論文はデータ収集型 WSN を対象とする。例として、フィールドサーバと呼ばれるものがある¹⁾。これは農業用地に温度や光量を検知するセンサ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アプリケーションである。フィールドサーバは 2 年以上のメンテナンスフリーでの使用が想定されている。このように、WSN は長期間の動作を求められることが多いが、バッテリーを用いる限り、稼働時間にも限界がある。そのため、省電力化によってバッテリー切れノードの発生を抑え、WSN の長期間動作を実現するための研究が行われている。

Heinzelman らは、ノード間通信において情報を集約してから基地局に送信することで、通信する情報量を削減して省電力化する手法を提案した⁷⁾。しかし、センシングデータが映像などを含むアプリケーション（たとえば、カメラを使用した映像モニタリング）では、情報集約が困難な場合がある。

一方、ノードのスリープ機能を活用して省電力化する研究が行われている。Cao らは、イベント検知型 WSN で、通信を行う必要がないときにノードをスリープ状態にして電力を節約するスリープスケジューリング決定手法を提案した²⁾。スリープ状態では、ノードは消費電力を抑えられるが通信を行うことができず、時限式でアクティブになると仮定している。この手法は、なるべく多くのノードをスリープ状態にしつつ、イベントが起きた際に、それを感知したノードからシンクノードまでのデータ転送を短時間で行えるスリープスケジューリングを決定する。Keshavarzian らは、イベント検知型 WSN で、検知されたイベント情報を基地局が受け取るまでの時間に制限を設け、その制約条件内でアクティブなノードの数を最小

に抑える手法を提案した³⁾。Maらは、クエリ型 WSN の省電力稼働を目的とし、各ノードのスリープスケジューリングのための TDMA (時分割多元接続) に基づく分散アルゴリズムを提案した⁴⁾。このアルゴリズムは、ノードの状態遷移 (スリープ状態からセンシング可能な状態になるなど) のための消費電力を考慮し、頻りに状態遷移が起きないようにしている点に特色がある。しかし、これらの研究は、イベント検知型、クエリ型 WSN を対象としており、 k 重被覆性が求められるデータ収集型 WSN は取り扱っていない。国境警備などのアプリケーションでは、フィールドの全被覆に加えて、システムの頑健性やセンシングしたデータの正確性が求められる。それらのアプリケーションでは、フィールドの k 重被覆がしばしば必要とされる。

Poduriらは可動ノードを用いて、あるノードの周辺に必ず k 個のノードが存在するという制約条件のもと、短時間でフィールドを被覆する手法を提案した⁵⁾。また、 k が小さいときの、 k 重被覆のためのノードの最適な配置についても議論した。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、フィールドを k 重被覆する手法を提案した⁸⁾。この手法は、初期配置の直後に 1 度だけ可動ノードが移動するとして、フィールドの k 重被覆を保証する可動ノードの移動先を求めている。勝間らは、可動ノードと静止ノードが混在する環境において、WSN の k 重被覆維持時間を最大化する手法を提案した⁹⁾。この手法は、可動ノードを k 重被覆を完成させるように移動させ、なるべくデータ通信における消費電力を均一化するデータ収集経路の構築を行っている。しかし、可動ノードは静止ノードよりも高価であり、また、フィールドに障害物や凹凸のある場所などが含まれているとき、スムーズに動くことができないため、すべての WSN アプリケーションには可動ノードは適用できないという問題がある。

以上より、可動ノードを使用しないデータ収集型 WSN において、 k 重被覆を保持しつつ k 重被覆維持時間を最大化する既存研究は著者らの知る限り存在しない。本論文では、 k 重被覆するのに十分な数のノードが配置されているときの、データ収集型 WSN の k 重被覆維持時間最大化問題を定式化し、その問題を解くスリープスケジューリングアルゴリズムを提案する。

3. 問題設定と定式化

3.1 概要

本章では、本論文で取り扱う WSN のモデルおよびその仮定を示し、また WSN の k 重被覆維持時間最大化問題の定式化について述べる。以降で使用する記号を表 1 にまとめる。

表 1 記号表
Table 1 Notations.

Notation	Meaning
$Field$	センシング対象のフィールド
$Bs, Bs.pos$	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
$Listen(y)$	起動状態で y 秒間経過したときの消費電力
$Sleep(y)$	スリープ状態で y 秒間経過したときの消費電力
$C(s)$	ノード s の単位時間あたりの消費電力
S	ノードの集合
U	センシングノードの集合
V	中継ノードの集合
W	スリープノードの集合
$s.pos, s.energy[t], s.range, s.desc, s.send$	ノード s の位置、時間 t におけるバッテリー量、センシング範囲、子孫ノードの数、親ノード
k	必要とされるフィールドの被覆数

3.2 WSN モデル, 仮定, および諸定義

(1) 対象 WSN の仮定

多数のバッテリー駆動のセンサノードがフィールドに配置され、ノードが定期的に環境情報 (温度, 湿度, 日光, 移動オブジェクトなど) をセンシングし、マルチホップ通信で基地局に対して送信するデータ収集型 WSN を対象とする。フィールド, 基地局, センシング頻度をそれぞれ $Field, Bs, I$ で表す。ノードの集合を $S = \{s_1, \dots, s_l\}$ で表す。

各センサノードはタイマを備えており、また、センシング, 中継, スリープの 3 つの動作モードを持ち、それらを切り替えることができる。動作モードに応じてセンシングノード, 中継ノード, スリープノードと呼ぶ。センシング, 中継, スリープノードの集合をそれぞれ $U = \{u_1, u_2, \dots\}, V = \{v_1, v_2, \dots\}, W = \{w_1, w_2, \dots\}$ で表す ($U \cup V \cup W = S$)。センシングノードは環境情報のセンシングおよびデータの送受信を行う。中継ノードはセンシングをせず、データの送受信のみを行う。スリープノードはセンシングもデータの送受信も行わない。センシングおよび中継ノードは、基地局からデータを受信して即時に動作モードを

変更できるが、スリープノードは設定されたスリープ期間を終えるまで動作モードの変更はできない。

各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 $s \in U$ のセンシング範囲を $s.range$ で表す。各ノードは、センシングによりサイズ D のデータを取得し、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。

各ノードは無線通信機能を搭載しており、電波到達範囲はそのノードを中心とした円である。センシング、中継ノードのみが無線通信機能を使用可能である。通信電波を発するノードの電波到達範囲内に他のノードが存在するとき、100%の確率で通信内容を受信でき、この範囲内にないときはまったく受信不可能である。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可能である*1。センシング周期 I は十分長く、ノード間の電波の干渉は無視できる。

基地局はすべてのノードの位置を知っているとす。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全ノードにモード切替の指示や新たなデータ収集経路の情報を直接届ける。強力な電波を使用して全ノードに情報を送信できない場合は、基地局から新たなデータ収集経路の情報をフラッドングすることにより、情報を全ノードに届ける。

(2) 電力消費および故障についての仮定

センサノードは有限容量のバッテリーを持ち、バッテリーの交換はできない。初期バッテリー量を e_{init} 、時刻 t におけるノード s のバッテリー残量を $s.energy[t]$ で表す。ノードのバッテリーはデータの送受信、センシング、待機時、スリープ時に消費される。

x [bit] を d [m] 通信するための電力量 $Trans(x, d)$ 、および、 x [bit] を受信するための電力量 $Recep(x)$ は下式 (1), (2) に従う⁷⁾。

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

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

ここで、 E_{elec} はハードウェアの消費電力係数、 ϵ_{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。

ノードはセンシング時、待機時、スリープ時に、それぞれ異なる電力を消費する。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量 $Sens()$ 、 y [s] 時間待機するための電力量 $Listen(y)$ 、および、 y [s] 時間スリープするための電力量 $Sleep(y)$ は下式 (3), (4),

(5) に従う。

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

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

$$Sleep(y) = E_{sleep} \times y \tag{5}$$

ここで、 E_{sens} , E_{listen} , E_{sleep} は、それぞれセンシングのための電力消費係数、待機時の単位時間あたりの電力消費係数、スリープ時の単位時間あたりの電力消費係数である。

ノードがバッテリー切れとなったとき、もしくは故障したときには、すべての動作はできなくなる。したがって、誤ったメッセージを流したり、誤った時刻にメッセージを流したりするなどの故障は起こらない。時刻 t_1 でノード s が故障した場合、バッテリー切れと同様の扱いをするため、時刻 t_1 以降の s のバッテリーは 0 であると見なす ($s.energy[t_2] = 0$, ただし $t_1 \leq t_2$)。

3.3 問題の定式化

時刻 t_{start} における本問題の入力として $Field$, 基地局 B_s の $B_s.pos$, ノード $s \in S$ の $s.pos$, $s.range$, $s.energy[t_{start}]$, 定数 E_{elec} , ϵ_{amp} , E_{sens} , E_{listen} , E_{sleep} , n , D , I を与える。出力は、各ノードの動作モードおよびデータ送信先のスケジュールであり、これについて次で説明する。ここでは、データ収集経路を木構造で表す(データ収集木と呼ぶ)。

t_{end} を、ノードの故障やバッテリー切れにより WSN の k 重被覆が維持できなくなる時刻 t_{life} (後述) よりも十分大きい時刻とする。各ノード $s \in S$ と、各時刻 $t \in [t_{start}, t_{end}]$ において、 $Mode(s, t)$ を時刻 t における s の動作モードとする。動作モードのスケジュールを時間 $[t_{start}, t_{end}]$ における s の動作モードの移り変わりとし、下式 (6) で表す。図 1 に動作モードのスケジュールの例を示す。

$$modeschedule(s, [t_{start}, t_{end}]) = \bigcup_{t \in [t_{start}, t_{end}]} \{Mode(s, t)\} \tag{6}$$

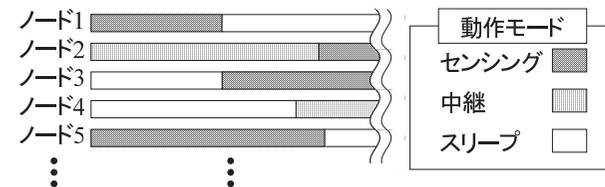


図 1 各ノードの動作モード切替スケジュール
Fig.1 Schedule for switching operation mode.

*1 その例として IRIS mote¹⁰⁾ 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。

各ノード $s \in S$ と各時刻 $t \in [t_{start}, t_{end}]$ に対して、時刻 t における s が保持するセンシングデータの送信先を $Send(s, t)$ と表す。データ送信先のスケジュールを時間 $[t_{start}, t_{end}]$ における s のデータ送信先ノードの移り変わりとし、下式 (7) で表す。

$$sendschedule(s, [t_{start}, t_{end}]) = \bigcup_{t \in [t_{start}, t_{end}]} \{Send(s, t)\} \quad (7)$$

WSN が k 重被覆を維持できなくなる時刻 t_{life} を、下式 (8) を満たさない状態になる時刻とする。

$$\forall t \in [t_{start}, t_{end}], \forall pos \in Field, |Cover(pos, t)| \geq k. \quad (8)$$

ここで、

$$Cover(pos, t) \stackrel{def}{=} \{s | s \in S \wedge pos \in s.range \wedge Mode(s, t) = sensing \wedge s.energy[t] > 0\}. \quad (9)$$

式 (8) は、 S のある部分集合によりフィールドが k 重被覆されている状態を表す。

本問題は、WSN が k 重被覆を維持できなくなる時刻 t_{life} を最遅化する、各ノード $s \in S$ の動作モードのスケジュール $modeschedule(s, [t_{start}, t_{end}])$ およびデータ送信先のスケジュール $sendschedule(s, [t_{start}, t_{end}])$ を決定することであり、目的関数は下式 (10) で示される。

$$\text{maximize } (t_{life}) \text{ subject to } (8) \quad (10)$$

4. 近似アルゴリズム

4.1 概要

3.3 節で定義した問題は組合せ最適化問題であり、最適解を短時間で算出することは難しい。そこで、本問題を効率的に解くための近似アルゴリズムとして逐次起動法を提案する。逐次起動法は、ある期間ごとに適切な各ノードの動作モードとデータ収集経路を繰り返し再計算することにより、各ノードの動作モードおよびデータ収集経路のスケジュールを決定する。さらに、逐次起動法を拡張し耐故障性能を高めたレイヤ切替法を提案する。

以降、4.2 節では逐次起動法について述べ、4.3 節では耐故障性能に重点をおいたレイヤ切替法について述べる。

4.2 逐次起動法

本手法のアイデアを以下で述べる。 k 重被覆維持時間を延長するため、できるだけ多くのノードをスリープさせてバッテリーを節約できるよう、最小限のノードでフィールドを k 重被覆するようにセンシングノードを決定する。データ収集型 WSN においては、基地局周辺の

ノードは自身のデータに加えて、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、消費バッテリー量が多くなる傾向がある。そのため、各ノードの通信データ量をなるべく平均化する負荷均等木構築法⁹⁾ を使用してデータ収集木を構築する。データ収集木における各リンクの通信距離を短くするため、長距離通信のリンクを中継できるように中継ノードを決定し、データ収集木を修正する。

逐次起動法において、各ノードの動作モードとデータ収集木をいつ、どのように切り替えるかのアルゴリズムを以下で示す。このアルゴリズムは初期配置の直後に実行する。

- (1) 入力としてセンサノードの集合 S を与える。
- (2) 基地局がセンシングノード決定アルゴリズム (4.2.1 項で後述) を使用して、フィールドを k 重被覆するセンシングノードの集合 U を決定する。この計算において解なしであれば、WSN の稼働を終了させる。
- (3) 基地局が負荷均等木構築法⁹⁾ を使用して、すべてのセンシングノードのみを含むデータ収集木を構築する。
- (4) 基地局が中継ノード決定アルゴリズム (4.2.2 項で後述) を使用して、中継ノードの集合 V を決定し、データ収集木をすべてのセンシングノードおよび中継ノード ($U \cup V$) のみを含むように修正する。
- (5) 基地局がスリープノードの集合 W を $W = S - U - V$ となるように決定する。
- (6) 基地局がバッテリー切れ発生時刻 (後述) を計算する。
- (7) 基地局がステップ (2) からステップ (6) の計算結果 (U, V, W , データ収集木, バッテリー切れ発生時刻) を各ノードに通知する。
- (8) 各ノードが動作モードやデータ送信先を基地局から指示されたとおりに変更する。このとき、スリープノードはバッテリー切れ発生時刻にスリープ状態を解除するようタイマをセットする。
- (9) WSN が稼働し、バッテリー切れ発生時刻まで待つ。
- (10) バッテリー切れ発生時刻になると、スリープノードがスリープ状態を解除し、基地局からの次の指示を受け取れるように無線通信機能を起動する。
- (11) S からバッテリー切れになったノードを除き、ステップ (2) に戻る。

スリープモードを設定するノードに対して、スリープ状態にする前に、次に起きる時間を設定しなければならない。再計算をするたびに、基地局で各ノードの動作モードおよびデータ収集木の再計算が行われ、基地局から計算結果が送信される。その計算結果を受け取れるように、再計算が行われるタイミングでスリープ状態を解除させる。

バッテリー切れノードの発生により、 k 重被覆の崩壊やデータ収集木の分断が起こる可能性があるため、バッテリー切れ発生時刻（次にいずれかのノードがバッテリー切れになる時刻、 t_{exh} で表す）において再計算を行うとする。 t_{exh} の計算が行われる時刻を t_{now} としたとき、 t_{exh} を下式(11)で示す。

$$t_{exh} = t_{now} + \min_{s \in S} \left(\frac{s.energy[t_{now}]}{C(s)} \right) \quad (11)$$

ここで、 $C(s)$ は各ノード $s \in S$ の単位時間あたりの電力消費量であり、下式(12)、(13)、(14)で与えられる。

センシングノード $s \in U$ の場合

$$C(s) = I \times (Sens() + Trans(D \times (s.desc + 1), Dist(s, s.send)) + Recept(D \times s.desc)) + Listen(1) \quad (12)$$

中継ノード $s \in V$ の場合

$$C(s) = I \times (Trans(D \times (s.desc), Dist(s, s.send)) + Recept(D \times s.desc)) + Listen(1) \quad (13)$$

スリープノード $s \in W$ の場合

$$C(s) = Sleep(1) \quad (14)$$

ここで、 $s.desc$ はデータ収集木の中の s をルートとしたサブツリーに含まれる s 以外のセンシングノードの数（子孫ノードの数）である。 $s.send$ は、 s がデータを送る先のノードである。 $Dist(s_1, s_2)$ は s_1 と s_2 の間の距離である。

以下では、逐次起動法を構成する部位である、(1)センシングノード決定アルゴリズム、(2)中継ノード決定アルゴリズムの詳細を記述する。

4.2.1 センシングノード決定アルゴリズム

センシングノード決定アルゴリズムでは、大量に配置されているセンサノードの中から、フィールドを k 重被覆するセンシングノードの最小集合を決定する。センシングノード決定アルゴリズムでは、 k 重被覆により貢献するノードを優先的にセンシングノードにする操作を、フィールドが k 重被覆されるまで繰り返す。

以下でセンシングノード決定アルゴリズムを説明する。

- (1) 初期状態としてセンシングノードの集合 $U = \emptyset$ 、ノードの集合 $N = S$ を与える（ S は全ノードの集合）。フィールドを $Field$ 、 U により k 重被覆されているフィールド上の領域を $Area$ とする。
- (2) $N = \emptyset$ ならセンシングノード決定アルゴリズムは解なしとして終了する。

- (3) 各ノード $w \in N$ に対して、領域 $w.range \cap (Field - Area)$ の面積（被覆貢献面積）を計算する。 $w.range$ は w のセンシング範囲を示す。
- (4) N に属するノードのうち、被覆貢献面積が最大のノード s を選択し（複数ある場合はランダムに1つ選択）、 s をセンシングノードにする（ N から s を除き、 U に s を入れる）。この操作により、 k 重被覆済み領域 $Area$ が変化するため、各ノードの被覆貢献面積も変化する（ステップ(3)を経るたびに再計算される）。
- (5) フィールドが U により k 重被覆されているかどうかを判定して、されていなければ終了し、されていなければステップ(2)に戻る。

本アルゴリズムを用いてフィールドの1重被覆を完成させる様子を、例を用いて説明する。まず初期状態に対して、アルゴリズムのステップ(1)と(2)を実行した様子を図2(a)に示す。図中の小さい四角はノード、点線で示した円は各ノードを中心としたセンシング範囲を示す。A(65)は、ノードAの被覆貢献面積が65であることを示す。いま、被覆貢献面積が最大のノードが2つあるため、その中からランダムにノードを選択する。ここではノードFが選択されたとする（ステップ(3)）。フィールドは1重被覆されていないため、アルゴリズムは終了しない。各ノードの被覆貢献面積を再計算した結果、図2(b)のとおりに変化した（ステップ(2)）。ここで、被覆貢献面積が最大のノードJをセンシングノードとする。その結果、他のノードの被覆貢献面積が図2(c)のとおりに変化した。以上のように、本アルゴリズムを終了までループさせた結果を図2(d)に示す。この例において、センシングノードはA, C, E, F, G, I, J, Kと決定された。

4.2.2 中継ノード決定アルゴリズム

式(1)より、通信のための電力は通信データ量と通信距離に依存する。逐次起動法のステップ(3)で、負荷均等木構築法により各ノードの通信データ量が平均化されたデータ収集木を構築した。そのデータ収集木に対して、中継ノード決定アルゴリズムでは各リンクの通信距離を短くする中継ノードの集合を決定し、データ収集木を修正する。ここでは、通信負荷が最も大きいリンクの中継可能かつセンシングノードでないノードを優先的に中継ノードにする操作を繰り返す。

中継ノード決定アルゴリズムを以下で説明する。

- (1) 初期値として、ノードの集合 $P = U$ （ U はセンシングノードの集合）、中継ノードの集合 $V = \emptyset$ を与える。
- (2) P の中で、式(1)で示される通信電力 $Trans(D \times s_1.desc, s_1.send)$ が最も大きいノード s を選択する。

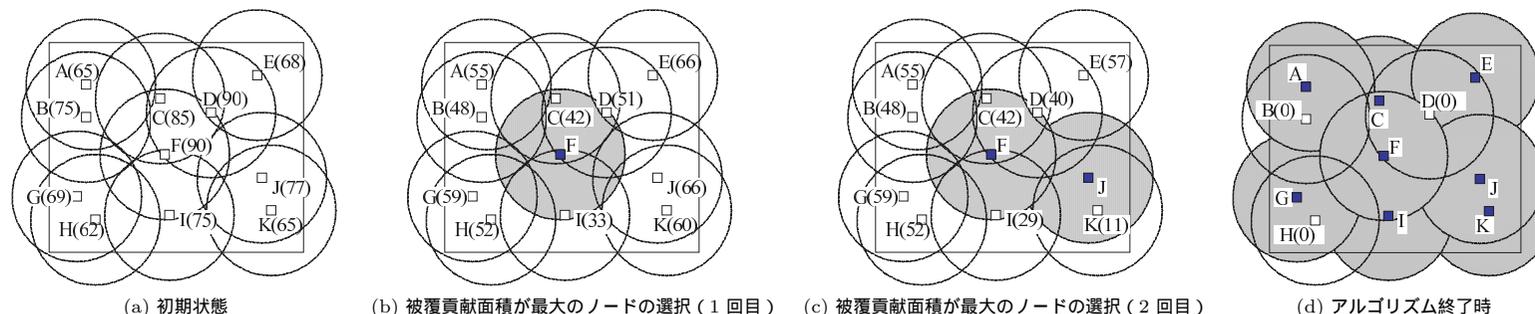


図 2 逐次起動法におけるセンシングノード決定例
Fig.2 Example of applying wakeup method.

- (3) s と $s.send$ を結ぶリンクの midpoint に最も近いセンシングしないノード $s_{relay} \in S - U$ を発見する．そのようなノードがなければ終了する．
- (4) s と s_{relay} の単位時間あたりの消費電力合計 $C(s) + C(s_{relay})$ が小さくなる場合、 s_{relay} にそのリンクを中継させ、 s_{relay} を V に入れる．それ以外の場合では何もしない．
- (5) P から s を除く．
- (6) $P = \emptyset$ ならば終了し、そうでなければステップ (2) に戻る．

4.3 レイヤ切替法

逐次起動法では、ノードの故障を考慮していなかった．しかし WSN は、一部のノードが故障しても動作の継続が可能であることがしばしば要求される．そこで、ノードの故障を考慮した WSN の k 重被覆維持時間最大化手法として、レイヤ切替法を提案する．

レイヤ切替法のアイデアを以下に述べる．フィールドの k 重被覆を保証するため、 S から、フィールドを 1 重被覆可能なノード集合（ここではレイヤと呼ぶ）を複数求め、 k 個のレイヤを同時に稼働させる．その際、各レイヤに属するノードのバッテリー消費量を均一にするよう、稼働させる k 個のレイヤを適切に選択する．逐次起動法では、通信経路を 1 つのデータ収集木で構築するため、あるノードの故障が起きたとき、一時的に多数のノードが基地局にデータを送信できなくなる場合がある．そこでレイヤ切替法では、あるノードの故障によるデータ収集木の分断が起きたときに、基地局にデータを送信できなくなるノードの割合を一定以下に抑えるため、レイヤごとにデータ収集木を独立に作成する．稼働していないレイヤに属するノードは、将来、センシングノードとして稼働する役目があるため、

中継ノードとしてバッテリーを消費するのは得策ではない．そこで、どのレイヤにも属さないノードを中継ノードとして割り当てる．ノードの故障やバッテリー切れによってフィールドの 1 重被覆を満たさなくなったレイヤ（ここでは、レイヤの崩壊と呼ぶ）を再利用するため、どのレイヤにも属さないノードを崩壊したレイヤに加えて 1 重被覆の修復を試みる．修復できない場合は、そのレイヤに属するノードを、以後、他のレイヤ崩壊時の修復や中継ノードとして使用する

レイヤ切替法の耐故障性能の特徴として、次のことがあげられる．あるレイヤが崩壊したとき、別のレイヤに切り替えることにより、フィールドの k 重被覆を保つことが可能である．複数ノードの故障が同時に発生したときでも、 k 個未満であれば、1 重以上のフィールドの被覆が保証できる．

レイヤ切替法において、各ノードの動作モードをいつ、どのように切り替えるかのアルゴリズムを以下に示す．このアルゴリズムは初期配置の直後に実行する．

- (1) 入力としてセンサノードの集合 S を与える．
- (2) 基地局がレイヤ分割アルゴリズム (4.3.1 項で後述) を用いて、なるべく多くのレイヤ $L = \{L_1, L_2, \dots, L_i\}$ を作成する．
- (3) 基地局が各レイヤに対して負荷均等木構築法でデータ収集木 $G = \{G_1, G_2, \dots, G_i\}$ を作成する．
- (4) 基地局がレイヤ選択アルゴリズム (4.3.2 項で後述) を使用して、 k 枚のレイヤを選択し、それらのレイヤに属するすべてのノードをセンシングノード集合 U とする．選択可能なレイヤの数が k 未満なら WSN の稼働を終了させる．

- (5) 基地局が中継ノード選択アルゴリズム(4.3.3項で後述)を用いて、中継ノードの集合 V を決定し、 G を修正する。
- (6) 基地局がスリープノードの集合 W を $W = S - U - V$ となるように決定する。
- (7) 基地局が再計算時刻(後述)を計算する。
- (8) 基地局がステップ(2)からステップ(6)の計算結果(U, V, W, G , 再計算時刻)を各ノードに通知する。
- (9) 各ノードが動作モードやデータ送信先を基地局から指示されたとおりに変更する。このとき、スリープノードは再計算時刻にスリープ状態を解除するようタイマをセットする。
- (10) WSN が稼働し、再計算時刻まで待つ。
- (11) 再計算時刻になると、スリープノードがスリープ状態を解除し、基地局からの次の指示を受け取れるように無線通信機能を起動する。
- (12) 各レイヤの1重被覆性をチェックし、ノードの故障やバッテリー切れにより、崩壊したレイヤすべてに対して、基地局がレイヤ修復アルゴリズム(4.3.4項で後述)を使用して、崩壊したレイヤの修復を行う。
- (13) ステップ(12)において、レイヤ修復アルゴリズムが修復完了であれば、基地局が負荷均等木構築法によりそのレイヤのデータ収集木を新たに作成する。修復不可能であればそのレイヤを L から削除する。
- (14) バッテリー切れになったノードがあれば S から除き、ステップ(4)に戻る。

本手法では、故障ノードに対応するため、一定の期間 T ごとにノードのスリープ状態を解除するアプローチをとる。ただし、期間 T 以内にいずれかのノードのバッテリー切れが発生する場合は、式(11)で示されるバッテリー切れ発生時刻に再計算を行う。現在の時刻を t_{now} としたとき、再計算時刻を下式(15)で示す。

$$\min(t_{now} + T, t_{exh}) \tag{15}$$

以下では、レイヤ切替法を構成する部位である、(1)レイヤ分割アルゴリズム、(2)レイヤ選択アルゴリズム、(3)中継ノード決定アルゴリズム、(4)レイヤ修復アルゴリズムの詳細を記述する。

4.3.1 レイヤ分割アルゴリズム

レイヤ分割アルゴリズムのアルゴリズムを以下に示す：

- (1) N をノードの集合、 L をレイヤの集合とし、 $N = S, L = \emptyset$ とする(S は全ノードの集合)。 $i = 0$ とする。

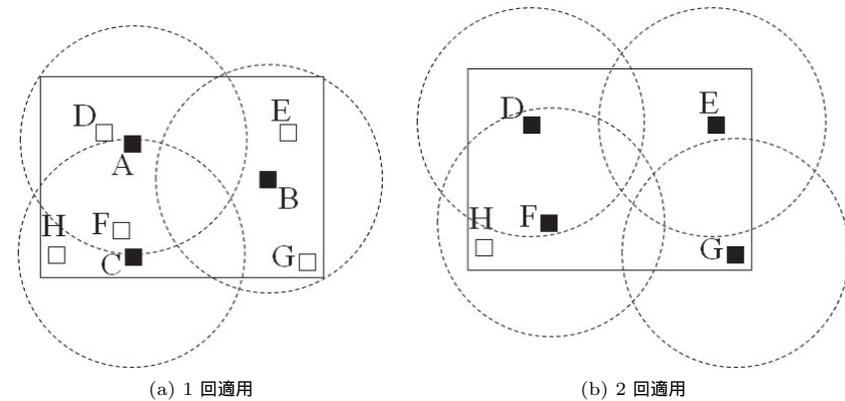


図3 レイヤ分割アルゴリズムの例
Fig.3 Example of applying layer division algorithm.

- (2) 逐次起動法のセンシングノード決定アルゴリズムにより、 N に属するノードからレイヤ L_i を作成し、それらを L に加える。レイヤを作成できなければ終了する。
- (3) $N \leftarrow N - L_i$ とする。
- (4) $i \leftarrow i + 1$ として、ステップ(2)に戻る。

レイヤ分割アルゴリズムを例を用いて説明する。図3(a)のとおり、AからHまで8ノードが配置されているとする。まず、逐次起動法のセンシングノード決定アルゴリズムにより、フィールドを1重被覆するノード集合を決定し(A, B, Cが決定されたとする)、それをレイヤ $L_1 = \{A, B, C\}$ とする(図3(a))。次に、レイヤ L_1 に属するノードを除外した中から、同アルゴリズムによりレイヤ $L_2 = \{D, E, F, G\}$ を決定する(図3(b))。レイヤ L_1 と L_2 を除外するとノードHのみが残り、これ以上レイヤは作成できないため、レイヤ分割アルゴリズムは終了する。

4.3.2 レイヤ選択アルゴリズム

レイヤ選択アルゴリズムを以下に示す：

- (1) 初期値として、本アルゴリズムが呼び出される時刻 t_{now} 、レイヤの集合 $L = \{L_1, L_2, \dots, L_i\}$ を与える。
- (2) すべてのレイヤに対して、所属ノードのうち、時刻 t_{now} における最低のバッテリー量を求める(ここでは残りレイヤ稼働時間と呼ぶ)。
- (3) 残りレイヤ稼働時間が大きいレイヤから順に、 k 枚のレイヤを選択して終了する。

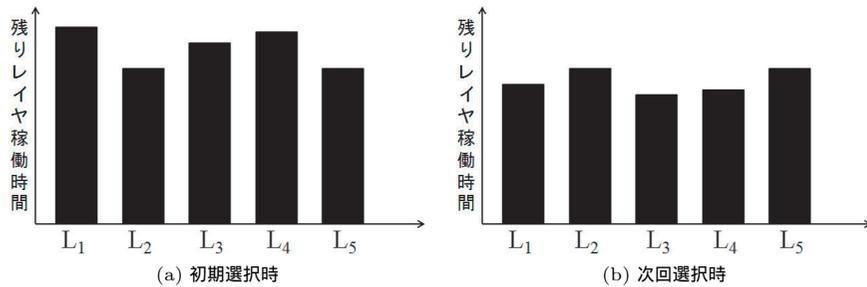


図4 レイヤ選択アルゴリズムの例
Fig. 4 Example of applying layer selection algorithm.

レイヤ選択アルゴリズムを例を用いて説明する．いま，レイヤ L_1, L_2, L_3, L_4, L_5 の残りレイヤ稼働時間が図4(a)のとおりであり，アプリケーションから要求される被覆数が $k=3$ であるとする．各レイヤの残りレイヤ稼働時間を均等に消費するため，稼働させるレイヤは残りレイヤ稼働時間が長い3レイヤ (L_1, L_3, L_4) に決定される．次の再計算時にはこれらのレイヤの残りレイヤ稼働時間が減少し，図4(b)のとおりになったとする．このとき，次に稼働させるレイヤは残りレイヤ稼働時間が長い3レイヤ (L_1, L_2, L_5) に決定される．この操作を繰り返すことで，各レイヤの残りレイヤ稼働時間は均等に消費される．

4.3.3 中継ノード選択アルゴリズム

中継ノード選択アルゴリズムを以下に示す：

- (1) 初期値として，ノードの集合 $P = U$ (U はセンシングノードの集合)，中継ノードの集合 $V = \emptyset$ を与える．また，どのレイヤにも属さないノードの集合を Q とする．
- (2) P の中で，式(1)で示される通信電力 $Trans(D \times s_1.desc, s_1.send)$ が最も大きいノード s を選択する．
- (3) s と $s.send$ を結ぶリンクの midpoint に最も近いセンシングしないノード $s_{relay} \in Q$ を発見する．そのようなノードがなければ終了する．
- (4) s の単位時間あたりの消費電力 $C(s)$ が小さくなる場合， s_{relay} にそのリンクを中継させ， s_{relay} を V に入れる．それ以外の場合では何もしない．
- (5) P から s を除く．
- (6) $P = \emptyset$ ならば終了し，そうでなければステップ(2)に戻る．

以下に逐次起動法の中継ノード決定アルゴリズムから変更した点をあげる．ステップ(3)において，中継ノードの候補を，どのレイヤにも属さないノード集合のみから選択するよ

うにした．また，いずれかのレイヤに属するノードのバッテリーを優先的に節約するため，ステップ(4)の中継するかどうかの条件において，センシングノードのバッテリー消費量のみ注目し，それが軽減される場合とした．

4.3.4 レイヤ修復アルゴリズム

レイヤ修復アルゴリズムを以下に示す：

- (1) 初期値として，どのレイヤにも属していないノードの集合 N ，レイヤの集合 L ，崩壊したレイヤ L_1 ， L_1 に属するノードが1重被覆する領域 $Area$ ，フィールド $Field$ を与える．
- (2) N の中でフィールド内の欠けた領域 $Field - Area$ を最も広く被覆するノード s_1 を L_i に追加し， N から s を除く． $N = \emptyset$ ，もしくは欠けた領域を被覆する N のノードがなければ修復不可能として終了する．
- (3) $Area$ を再計算し，フィールドを1重被覆していれば修復完了として終了する．そうでなければステップ(2)に戻る．

5. 実験および考察

5.1 実験概要

提案手法における各機能の k 重被覆維持時間延長に対する効果および耐故障性能を評価するために，提案アルゴリズムおよび一部機能を無効化したアルゴリズムの比較実験をシミュレーションにより行った．実験1では，ノード数を変更したときの，提案手法の解によるWSNの k 重被覆延長の性能を評価した．実験2では，必要被覆数 k を変更したときの，提案手法の解によるWSNの k 重被覆維持時間延長の性能を評価した．実験3では，いずれかのノードが故障した場合におけるフィールドの被覆の減少度合いについて，逐次起動法とレイヤ切替法を比較した．

本実験において用いた共通パラメータを表2に示す．本実験を行った計算機は，Intel Core2Duo E6600 (2.4 GHz)，1 GB メモリ，WindowsXP Professional，Sun Java Runtime Environment 1.6.0_02 のデスクトップ PC である．

5.2 実験1

5.2.1 比較手法およびパラメータ

本実験では，ノードの故障を想定しない場合において，ノード数を変更したときの，提案手法の解によるWSNの k 重被覆維持時間延長の性能を評価する．提案手法の各機能の効果を確かめるため，以下の比較手法を用いた．(i) Wakeup は逐次起動法であり，4.2節で述べた

表 2 共通パラメータ

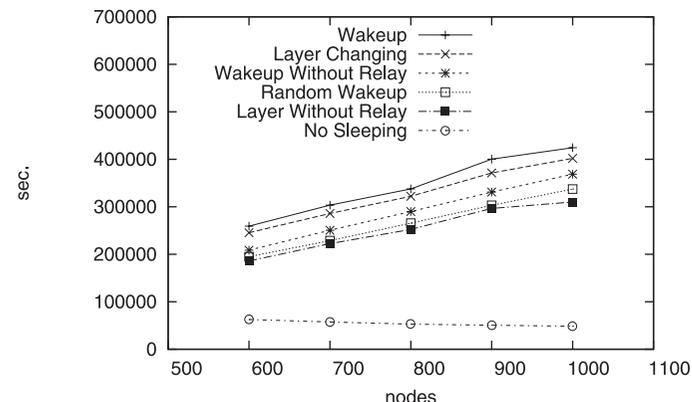
Table 2 Common configuration for experiments.

パラメータ	値
各ノードの初期電力量	$s.energy = 32,400 \text{ J}$ (AA バッテリ 2 個)
データ処理にかかる電力消費係数	$E_{elec} = 50 \text{ nJ/bit}$ (文献 11))
信号増幅にかかる電力消費係数	$\epsilon_{amp} = 100 \text{ pJ/bit/m}^2$ (文献 11))
電波の減衰係数	$n = 2$ (文献 11))
センシング時の消費電力係数	$E_{sens} = 0.018 \text{ J}$ (文献 12))
待機時の消費電力係数	$E_{listen} = 0.043 \text{ J/s}$ (文献 12))
スリープ時の消費電力係数	$E_{sleep} = 0.000054 \text{ J/s}$ (文献 12))
各ノードのセンシング範囲の半径	$R = 20 \text{ m}$ (文献 13))
フィールドの必要被覆数	$k = 1, 2, 3$
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 bit (文献 14))
センシング頻度	$I = 0.1 \text{ Hz}$ (文献 14))
電波の最大到達距離	300 m (文献 10))

各部位をすべて使用した手法である。(ii) Layer Changing はレイヤ切替法であり, 4.3 節で述べた各部位をすべて使用した手法である。(iii) Wakeup Without Relay は逐次起動法から中継ノード決定アルゴリズムを除いた手法である。(iv) Random Wakeup は逐次起動法のセンシングノード決定部分において, k 重被覆が完成するまで, 順次ランダムにノードを選択してセンシングノードとする方法を用いた手法である。(v) Layer Without Relay はレイヤ切替法から中継ノード選択アルゴリズムを除いた手法である。(vi) No Sleeping は逐次起動法のセンシングノード決定アルゴリズムの代わりに全ノードをセンシングノードとする場合の手法である。

Random Wakeup のセンシングノード決定部分の詳細を以下で述べる。Random Wakeup のセンシングノード決定部分は, 逐次起動法におけるセンシングノード決定アルゴリズムのステップ (2) を変更したものである。逐次起動法のセンシングノード決定アルゴリズムでは被覆貢献面積が最大のノードを順次選択しているが, この手法ではセンシングノードでないノードの中からランダムに順次選択している。予備実験において, $50 \times 50 \text{ m}$ のフィールドに 100 ノードを配置したとき, 3 重被覆するために, Random Wakeup は逐次起動法よりも約 2.13 倍の数のセンシングノードを必要とした。

本実験では, フラッディングにより, 基地局から計算結果をすべてのノードに通知する。このとき, 基地局からすべてのノードに確実に情報を伝搬させるため, 各ノードにおいて, 通信距離がセンシング半径の 2 倍 ($2R$) 以上となる送信電力を用いる。

図 5 ノード数を変えたときの WSN の k 重被覆維持時間Fig. 5 k -coverage duration depending on the number of sensor nodes.

スリープノードは再計算が行われる直前のデータ収集時にスリープ解除し, 最寄のセンシングもしくは中継ノードにバッテリー残量の情報を通知する。各センシング・中継ノードはその情報と自身のバッテリー残量の情報をセンシングデータとともに送信する。

本実験では, 表 2 で示した共通パラメータ以外に, 以下のパラメータを用いた。

- フィールドの大きさ: $200 \text{ m} \times 200 \text{ m}$
- 基地局の位置: フィールドの下端中央
- ノードの数: 600, 700, 800, 900, 1000
- 必要被覆数: $k = 3$
- 1 ノードあたりのバッテリー残量の情報量: 25 bit

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。ノードをランダム配置したとき, 600 ノードで, ほぼ確実に 3 重被覆が達成されるよう, フィールドの大きさは $200 \text{ m} \times 200 \text{ m}$ に決定した。本実験で使用する最大ノード数を 1,000, 初期バッテリー量を 32,400 J としたため, バッテリー残量の情報量は 1 ノードにつき 25 bit とした (ノード ID を特定するために 10 bit, バッテリー残量を 1 J 刻みで表現するために 15 bit 必要)。

5.2.2 実験 1 の結果

本実験の結果を図 5 に示す。この結果は 50 試行の平均値である。

図 5 より, No Sleeping と比較し, 他手法はノード数にかかわらず, WSN の k 重被覆維持時間が約 4 ~ 10 倍長いことが確認できた。これは, これらの手法それぞれがスリープモード

を用いることにより、 k 重被覆維持時間を延ばすことができたためである。また、Wakeup は Layer Changing よりも WSN の k 重被覆維持時間が約 1.05 倍長いことが確認できた。これは、バッテリー切れノードが発生した際に、各ノードの最適な動作モードやデータ収集木が変化するが、レイヤ切替法では、変更しうる各ノードの動作モードやデータ収集木の範囲が逐次起動法よりも限定されてしまうためだと考えられる。また、 k 重被覆維持時間が Wakeup は Wakeup Without Relay よりも約 1.2 倍長く、Layer Changing は Layer Without Relay よりも約 1.3 倍長いことが確認できた。このことから、両提案手法で中継ノードを用いて通信距離を調整することが、WSN の k 重被覆維持時間延長に対して有効であることが示された。また、Wakeup は Random Wakeup よりも WSN の k 重被覆維持時間が約 1.3 倍長いことが確認できた。これは、より少数のノードでフィールドを k 重被覆することにより、多くのノードのバッテリーを節約できたからである。また、No Sleeping 以外は k 重被覆維持時間がノードの数にほぼ比例して増加している。これは、使用中のセンシングノードがバッテリー切れになるまで、他の過剰なノードはスリープ状態で待機してバッテリーを温存できているからである。

No Sleeping では、ノード数が増えるに従って k 重被覆維持時間が減少している。これは、すべてのノードがセンシングノードなので、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、バッテリー消費量が増加するためである。

本実験において、500 ノードの WSN の場合、逐次起動法の計算時間は最大約 2.2 秒であり、レイヤ切替法の計算時間は最大約 0.9 秒であった。これより、実行時間で計算できることが確認できた。

5.3 実験 2

5.3.1 比較手法およびパラメータ

本実験では、ノードの故障を想定しない場合において、必要被覆数 k を変更したときの、提案手法の解による WSN の k 重被覆維持時間延長の性能を評価する。比較手法は実験 1 と同様である。

本実験でのパラメータは実験 1 とほぼ同様であり、実験 1 からのパラメータ変更点を以下にあげる。

- ノードの数：1000
- 必要被覆数 k ：1, 2, 3, 4, 5

5.3.2 実験 2 の結果

本実験における結果を図 6 に示す。この結果は 50 試行の平均値である。

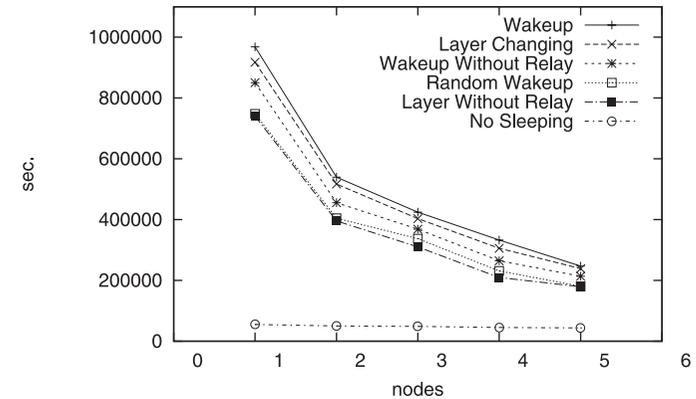


図 6 k を変えたときの WSN の k 重被覆維持時間
Fig. 6 k -coverage duration depending on k .

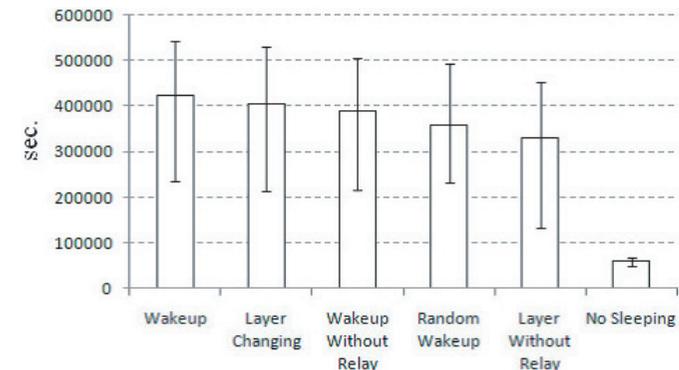


図 7 各手法の 3 重被覆維持時間の最大値と最小値
Fig. 7 Maximum and minimum value of 3-coverage duration.

また、 $k = 3$, 1,000 ノード WSN での各比較手法において、50 試行中の k 重被覆維持時間の平均値、最大値、最小値をそれぞれ図 7 に示す。ここでは平均値を棒グラフで、最大値と最小値をエラーバーで示す。

図 6 より、No Sleeping 以外の 5 手法は、 k の値が増えるに従って k 重被覆維持時間が大きく減少している。これは、 k の値が増えると k 重被覆に必要なセンシングノードの数も増

え、バッテリーを温存できるノードが少なくなるからである。また、 k の値にかかわらず、提案手法は、比較手法よりも長い k 重被覆維持時間を達成していることが確認できた。また、逐次起動法はレイヤ切替法よりわずかに k 重被覆維持時間が長いことが分かった。以上より、 k の値にかかわらず、提案手法の各部位が WSN の k 重被覆維持時間延長に有効であることが示された。

図 7 より、 k 重被覆維持時間には大きなばらつきがあり、No Sleeping 以外のいずれの手法においても同程度のばらつきがあることが確認できた。これは、ノードの配置の偏りにより、No Sleeping 以外の各手法による k 重被覆維持時間の延長度合いが大きく変化するためである。

5.4 実験 3

5.4.1 比較手法およびパラメータ

本実験では、センシングノードや中継ノードのうちのランダムな 1 ノードが故障した場合におけるフィールドの被覆の減少度合いについて、逐次起動法とレイヤ切替法の差を評価する。逐次起動法はすべてのノードに対してデータ収集木を 1 つだけ構築している。一方、レイヤ切替法は各レイヤに対してデータ収集木を独立に構築している。

ここでは、あるセンシングノードまたはある中継ノードが故障したときの、データ収集木が修復される前の状態におけるフィールドの平均被覆数を評価する。ここでいうフィールドの平均被覆数とは、フィールドを 1 辺 1 メートルの格子状に区切ったときのすべての格子点における被覆数を計測し、その平均値とする。ただし、格子点における被覆数が k を超えているときは k に補正した後に平均をとる。

本実験では、表 2 で示した共通パラメータ以外に、以下のパラメータを用いた。

- フィールドの大きさ：100 m × 100 m
- 基地局の位置：フィールドの下端中央
- ノードの数：300
- 必要被覆数 k ：1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, 10

5.4.2 実験 3 の結果

本実験における結果を図 8 に示す。逐次起動法およびレイヤ切替法について、平均被覆数の最小（データ収集木中において故障ノードの発生位置が最悪の場合）、平均、最大について示した。この結果は 300 試行の平均値である。

図 8 (a) と図 8 (b) より、センシングノードや中継ノードが故障した場合において、 k が 3 以上のとき、レイヤ切替法は逐次起動法よりも平均被覆数の 300 試行中の最小値が 2 倍以

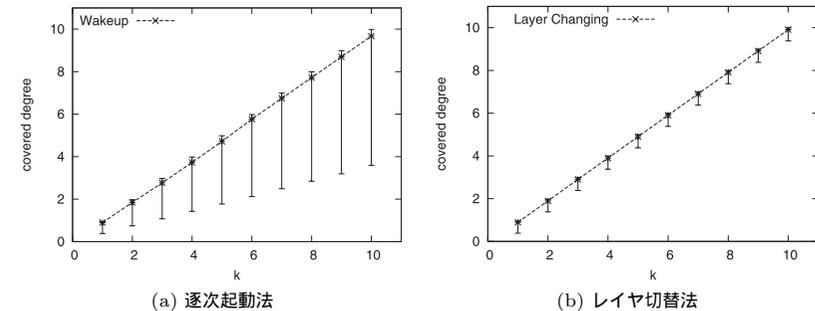


図 8 故障ノードが発生したときの平均被覆数
Fig. 8 Covered degree in the case of one node failure.

上であることが確認できた。これは、逐次起動法ではすべてのセンシングノードに対して 1 つのデータ収集木を構築しているが、レイヤ切替法ではレイヤごとに独立なデータ収集木を構築しているため、故障が発生した際に基地局へのパスが分断されるノードが少ないからである。また、レイヤ切替法ではつねに $k-1$ 以上の被覆を保っていることが分かる。さらに、 k が 2 以上のときの平均被覆数は、レイヤ切替法が逐次起動法の約 1.03 倍となった。以上より、ノードの故障が発生したとき、レイヤ切替法は逐次起動法よりも被覆数減少への影響が少ないことが確認できた。

6. あとがき

本論文では、センシング、中継、スリープの動作モードを備えているセンサノードを用いたデータ収集型 WSN において、WSN の k 重被覆維持時間を最大化する手法を提案した。この手法は、各時刻のノードの動作モードおよびマルチホップ通信経路を決定する問題の定式化、およびそれを解くための 2 つの近似アルゴリズムから構成される。1 つ目のアルゴリズムである逐次起動法は、効率的にフィールドを k 重被覆するために、より k 重被覆に貢献するノードを優先的にセンシングモードにすることで、バッテリーを節約するためにセンシングしないノードに通信の中継やスリープをさせることに特色がある。2 つ目のアルゴリズムであるレイヤ切替法では、耐故障性能を高めるため、フィールドを 1 重被覆するレイヤを複数作成し、各レイヤに対してデータ収集木を独立に構築する点に特色がある。そのため、いずれかのレイヤに属するノードが故障したとしても、データ収集木分断の影響が他レイヤにおよぶことを防ぐことができる。

提案手法における各部位の k 重被覆維持時間延長に対する効果を評価するために、提案アルゴリズムおよびその 1 部位を無効化したアルゴリズムの比較実験をシミュレーションにより行った。その結果、 k の値やノード数にかかわらず、提案手法は、各比較手法よりも k 重被覆維持時間が約 1.1 倍から 1.3 倍長いことが確認できた。1,000 ノードの WSN における計算時間について、一般的な PC を用いて実験したところ、逐次起動法は最大約 2.2 秒、レイヤ切替法は最大約 0.9 秒であり、十分実用的であることを確認した。また、逐次起動法とレイヤ切替法の故障耐性の差を評価するためのシミュレーション実験を行った結果、あるノードが故障したとき、レイヤ切替法はフィールドをつねに $k-1$ 重以上被覆でき、逐次起動法よりも約 1.03 倍の被覆数を保つことを確認した。

今後の課題として、耐故障性能に関するより詳しい評価を行うこと、アルゴリズムの k 重被覆維持時間の延長の性能を向上させること、そしてアルゴリズムの分散化があげられる。

参 考 文 献

- 1) 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).
- 2) Cao, Q., Abdelzaher, T., He, T. and Stankovic, J.: Towards Optimal Sleep Scheduling in Sensor Networks for Rare-Event Detection, *Proc. Information Processing in Sensor Networks (IPSN2005)*, pp.20–27 (2005).
- 3) Keshavarzian, A., Lee, H., and Venkatraman, L.: Wakeup scheduling in wireless sensor networks, *Proc. 7th ACM Int'l Symp. on Mobile ad hoc networking and computing (MobiHoc2006)*, pp.322–333 (2006).
- 4) Ma, J., Lou, W., Wu, Y., Li, X.Y. and Chen, G.: Energy Efficient TDMA Sleep Scheduling in Wireless Sensor Networks, *Proc. 28th IEEE Int'l Conf. on Computer Communications (Infocom2009)*, pp.630–638 (2009).
- 5) Poduri, S. and Sukhatme, G.S.: Constrained coverage for mobile sensor networks, *Proc. Int'l Conf. on Robotics and Automation (ICRA2005)*, pp.165–171 (2005).
- 6) Yang, S., Cardei, M., Wu, J. and Patterson, F.: On Connected Multiple Point Coverage in Wireless Sensor Networks, *Proc. Int'l Journal of Wireless Information Networks*, Vol.13, No.4, pp.289–301 (2006).
- 7) Heinzelman, 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)* (2000).
- 8) Wang, W., Srinivasan, V. and Chua, K.C.: Trade-offs Between Mobility and Density for Coverage in Wireless Sensor Networks, *Proc. 13th Int'l Conf. on Mobile*

Computing and Networking (MobiCom 2007), pp.39–50 (2007).

- 9) 勝間 亮, 村田佳洋, 柴田直樹, 安本慶一, 伊藤 実: 移動センサノードを用いたデータ収集型 WSN での k 重被覆保持時間の最大化手法, *情報処理学会論文誌数理モデル化と応用*, Vol.2, No.3, pp.75–86 (2009).
- 10) Crossbow Technology, Inc.: IRIS mote (2008). <http://www.xbow.jp/mprmb.pdf>
- 11) Wang, G., Cao, G., La Porta, T. and Zhang, W.: Sensor Relocation in Mobile Sensor Networks, *Proc. Infocom 2005*, Vol.4, pp.2302–2312 (2005).
- 12) Crossbow Technology, Inc.: MICA2: Wireless Measurement System (2003). http://www.xbow.com/Products/Product_pdf_files/Wireless_pdf/MICA.pdf
- 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)* (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)* (2004).
- 15) Dijkstra, E.W.: A Note on two Problems in Connection with Graphs, *Numerische Mathematik* (1959).

(平成 22 年 4 月 22 日受付)

(平成 22 年 6 月 24 日再受付)

(平成 22 年 7 月 9 日採録)



勝間 亮

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 月同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。



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 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.