Kobe University Repository : Kernel

PDF issue: 2025-07-11

長寿命ワイヤレスセンサネットワークのためのネットワークプロトコルに関する研究

松田，隆志

(Degree)
博士（工学）
(Date of Degree)
2010-03-25
(Date of Publication)
2014-04-02
(Resource Type)
doctoral thesis
(Report Number)
甲4941
(URL)
https://hdl.handle.net/20.500.14094/D1004941

※ 当コンテンツは神戸大学の学術成果です。無断複製・不正使用等を禁じます。著作権法で認められている範囲内で、適切にご利用ください。

博 士 論 文

長寿命ワイヤレス センサネットワークのための ネットワークプロトコル に関する研究

平成22年1月

神戸大学大学院自然科学研究科

松田 隆志

内容概記

近年，センシング機能を有する小型ノードを無線通信によるマルチホップで接続した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は，空間のさまざまな場所でセンシング情報を取り込み，われわれはその情報を活用することができる．センサネットワークは，環境，災害，医療，農業，防犯などのさまざまな分野での利用方法が検討されており，この実現が期待されている．本研究では，センサネットワークの実用化と普及のために，センサノードのシステム LSI 化を実現することをねらいとしている．そのためには，ネットワークプロトコル階層における上位層から下位層までの協調設計（クロスレイヤ設計）が必要不可欠であると考えている．本論文では，長寿命ワイヤレスセンサネットワークにおけるネットワークプロトコルとシステムの最適化に関する研究について述べる．

センサネットワークは，センサ機能，無線中継機能，CPU をそなえたセンサノードにより構成される．このようなセンサノードを多数配置することで，高密度の空間センシングとネットワーク構築を同時に達成する．センサネットワークは，センシング情報をノード間で交換し，処理し，インターネットなどから遠隔に情報を得ることを可能にする．

センサネットワークの実用化において，システムの可用時間を可能な限り長期化することが大きな技術課題となっている．センサノードは通常バッテリで動作すると考えられているが，上記で述べたように多数のセンサノードが分散配置されるため，バッテリ交換の手間は計り知れない．CPU やメモリ，無線機のような他のデバイスに比べて，バッテリの技術はあまり発展していない．センサノードが光や熱，振動といったマイクロエネルギーを取り込み自己発電する方法も提案されているが，消費電力の全てを補うほどの電力供給を得ることは難しい．よって，センサノードの超低消費電力化は必須である．また，ノード

を安く大量生産可能とすることも重要な課題である．そのためには，センサノードの部品点数を削減する必要があり，センサノードの機能をシステム LSI（Large-Scale Integration）上に実装することが非常に有効である．また，センサノードの LSI 化は，センサノードの低消費電力化にも寄与する．センサノードのシステム LSI 化を検討するにあたって，クロスレイヤ設計をおこなうことが重要である．従来のネットワークシステムとは異なり，消費電力が重要な性能指標となるセンサノードの設計においてはハードウェアの回路構成 (下位層) が MAC 層，ネットワーク層 (上位層) の設計に大きな影響を及ぼす．また逆に，上位層のプロトコル設計により，下位層に相当する回路設計が影響を受ける．つまり，消費電力の削減には MAC 層以上の通信プロトコルと物理層に相当するシステム回路の双方にわたる最適化が必要である．しかし，従来の研究は，通信プロトコル，システム LSI のどちらか一方を主体とする研究か，あるいはその一方の検討が不十分な研究がほとんどである．

本研究は，ネットワーク層を中心としてアプリケーション層，データリンク層，物理層との協調設計によりネットワークライフタイムの向上を目指すものである．本論文は 6 章で構成されており，第 1 章は序論である．

第 2 章では，センサネットワークの長寿命化のための課題についてまとめる．ネットワーク層，データリンク層，物理層の問題を述べ，これらの問題に対するいくつかの従来手法を紹介する．

第 3 章では，ネットワーク層とアプリケーション層の協調設計である，RTS/CTS に基づいたイベント駆動型のデータ送信スケジューリングを提案する．全てのノードから湿度や気温などのセンシングデータを一定時間ごとに集める定期収集型アプリケーションは，環境センシングや農業における圃場管理などの幅広い応用が期待されている．このような定期収集型のアプリケーションにおいては，全てのセンサノードからの情報が同じ時間に転送される．このようなアプリケーションでは，データの衝突が多く発生し再送によって増大するデータトラフィックによる消費電力増加が問題となる．そこでデータ転送スケジューリングによってこの問題を低減することが考えられている．提案するスケジューリング方式ではデータ再送可能であり，データ集約できるようにスケジューリングしている．また

時間駆動型でなくイベント駆動型のため細かい同期が不要である．従来のスケジューリング方式と比較のためにシミュレーションによってその有効性を示す．また空間がパケット誤りが発生しやすい環境（ロジーな環境）でのシミュレーションをおこなった．実空間上ではセンサノード以外からの電波などにより干渉がおこる場合がある．そこで，ロジーな環境での提案手法と従来手法との比較もおこなった．ネットワークシミュレーションにより，提案手法は従来手法に比べ 2.2 倍ライフタイムを向上することを示した．

第 4 章では，ネットワーク層とデータリンク層の協調設計である，マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御を提案し，低電力化を実現する．センサノードは，データを受信していない時に受信機を駆動させ続けるアイドルリスニングによって大半の電力を消費する．間欠動作プロトコルでは定期的にノードをスリープ状態にすることで，アイドルリスニングを削減している．しかし，従来の間欠動作プロトコルには，オーバーヒアリング，高遅延といった問題がある．そこで．オーバーヒアリングの削減と遅延の抑制のために，二種類の起動周期（High/Low モード）を組み合わせ，さらにマルチパス経路制御を導入した．High モード動作により低遅延で送信し，データ通信に関係ないノードを Low モードにすることでアイドルリスニングを削減する．また，ノードによって異なる起動周期をもつことでオーバーヒアリングを削減する．さらに複数経路によるトラフィック分散によりネットワークの可用時間を向上する．ネットワークシミュレーションにより，従来手法より 12% ライフタイムを向上し，87% 遅延を抑えることを示した．

第 5 章では，ネットワーク層と物理層の協調設計である，データ集約を考慮した部分起動メモリによる消費電力削減手法と製造バラツキを考慮した電力モデルを提案する．データ収集において，データの集約によって送受信データ量を削減することは，センサノードの消費電力を削減するために有効な手段である．しかし，データ集約を実際のセンサノードに実装して運用するためには十分な容量の SRAM（Static Random Access Memory）が必要である．しかし SRAM はデータを保持するために待機電力が発生する．センサノードはほとんどの時間が待機状態でありこの SRAM の待機電力によってセンサノードの消費電力が増大する問題がある．そこで本研究では，待機電力削減のために，センサノードへの

分割起動メモリの導入を提案した．通常の RAM は容量に比例して待機電力が増大するのに対し，提案手法では使用していない部分の電源を切ることで無駄な待機電力を削減できる．この提案手法の性能評価のために，データ集約と RAM 容量の関係及び消費電力についてネットワークシミュレーションによる評価をおこなった．シミュレーション結果より，提案手法によって待機電力を 1.3 %に抑制できることを確認した．

第 6 章では，CMOS デバイスの微細化に伴い，サブスレッショルドリーク電流の増大や，チップ製造時の誤差によるバラツキの増加が問題となっている．そこで，サブスレッショルドリーク電流やしきい値バラツキを考慮したセンサノードの電力モデルを提案する．シミュレーション結果より，電力バラツキを考慮したモデルは電力バラツキを考慮していないモデルに比べ，ネットワークライフタイムが短くなることを示した．また，電力バラツキをあらかじめ測定しておくことで，適切な配置をおこなう方法を提案する．シミュレーション結果より適切な配置によってライフタイムを 19.3% 向上することができることを示した．

最後に第 6 章では本論文の結論を述べる．

本論文ではネットワーク層を中心として，アプリケーション層，データリンク層，物理層との協調設計によりデータトラフィック・オーバーヒアリング・アイドルリスニング・ハードウェアの消費電力の問題を解決し，センサネットワークシステムの長寿命化を実現した．

目次

第 1 章　緒論 1

1.1　センサネットワークの技術背景 1

1.2　研究の目的及び本論文の構成 4

第 2 章　ワイヤレスセンサネットワークの長寿命化における課題 7

2.1　緒言 7

2.2　ネットワーク層における課題 7

2.2.1　データセントリックルーティング 8

2.2.2　データトラフィック 10

2.3　データリンク層における課題 12

2.3.1　データ再送 12

2.3.2　オーバーヒアリング 14

2.3.3　アイドルリスニング 15

2.4　物理層における課題 17

2.4.1　待機電力 17

2.4.2　製造バラツキ 18

2.5　結言 19

第 3 章　データ送信スケジューリング 21

3.1　緒言 21

3.2　従来手法 21

3.2.1 セットアップフェイズ 22
3.2.2 転送フェイズ 25
3.3 提案手法 26
3.3.1 セットアップフェイズ 26
3.3.2 転送フェイズ 33
3.4 従来手法と提案手法の特徴の比較 36
3.5 シミュレーション評価 37
3.5.1 シミュレーションモデル 37
3.5.2 シミュレーション結果 38
3.6 結言 42

第 4 章 マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御 43

4.1 緒言 43
4.2 従来方式の問題点 44
4.2.1 遅延 44
4.2.2 オーバーヒアリング 44
4.3 提案手法 45
4.3.1 マルチ起動周期メディアアクセス制御 46
4.3.2 マルチパス経路制御 49
4.3.3 提案方式の統合 50
4.3.4 統合型提案方式の特徴 51
4.4 シミュレーション評価 52
4.4.1 シミュレーションモデル 52
4.4.2 シミュレーション結果 53
4.4.3 遅延 58
4.5 結言 60

第 5 章　データ集約を考慮した分割起動 SRAM　61

5.1　緒言 61

5.2　データストレージ 61

5.2.1　揮発性 RAM 62

5.2.2　不揮発性 RAM 62

5.3　データ集約の有効性と RAM の問題点 63

5.4　提案手法 66

5.4.1　等分割 SRAM 66

5.4.2　等比分割 SRAM 67

5.4.3　データ格納方法 69

5.5　シミュレーション評価 70

5.5.1　シミュレーション条件 71

5.5.2　シミュレーション結果 72

5.6　結言 78

第 6 章　センサノードの製造ばらつきを考慮したシステム可用時間改善方式　79

6.1　緒言 79

6.2　センサノードの消費電力成分 79

6.2.1　論理回路のダイナミック電力 80

6.2.2　メモリのリーク電力 81

6.2.3　RF 部のアナログ電力 82

6.3　しきい値電圧バラツキと電力バラツキモデル 83

6.3.1　ダイナミック電力バラツキ 83

6.3.2　リーク電力バラツキ 84

6.3.3　アナログ電力バラツキ 85

6.3.4　総電力バラツキ 85

6.4　シミュレーションによる評価 87

6.4.1 ノードバラツキによるネットワークへの影響 87
6.4.2 最適なセンサノード配置によるライフタイム向上 90
6.5 結言 91

第 7 章 結論 93

謝辞 97

参考文献 99

図目次

1.1 本論文の構成 5

2.1 (a) アドレスセントリックルーティングと (b) データセントリックルーティングの違い 9

2.2 Directed diffusion における経路設定方法 10

2.3 (a) 完全集約と (b) 線形集約の例 11

2.4 隠れ端末問題の仕組み 14

2.5 RTS/CTS 交換による隠れ端末問題の回避 14

2.6 Low Power Listening における送受信タイミングチャート 16

2.7 I-MAC における送受信タイミングチャート 17

2.8 I-MAC と LPL における起動周期と平均電力の関係 18

3.1 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信 23

3.2 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信 23

3.3 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 2 からセンシングデータをノード 3 へ送信 24

3.4 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信 24

3.5 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 からセンシングデータを基地局へ送信 25
3.6 提案スケジューリングによるスケジュールリストの作成例 28
3.7 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信 29
3.8 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信 30
3.9 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 2 からセンシングデータをノード 3 へ送信 30
3.10 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信 31
3.11 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 からセンシングデータを基地局へ送信 32
3.12 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：送信イベント以降のイベントを削除 32
3.13 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信 33
3.14 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード 2 からセンシングデータをノード 3 へ送信 34
3.15 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード 3 からセンシングデータと中継データを集約して基地局へ送信 35
3.16 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについてのライフタイムの比較 39
3.17 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについてのペイロードサイズを変化させた場合の比較 40

3.18 Power Scheduling と提案スケジューリングのロジーな環境下における収集回数ごとの総到着パケット数の比較 41
3.19 Power Scheduling と提案スケジューリングのロジーな環境下における各収集回毎の到着パケット数の比較 41

4.1 I-MAC と LPL における遅延と起動周期の関係 45
4.2 I-MAC における RTS/CTS 交換を利用したデータ送信のタイミングチャート 46
4.3 Low モードと High モードの起動周期タイミングチャート 47
4.4 Low と High モードが混在したデータ転送例のタイミングチャート 48
4.5 データパケットの構造 49
4.6 ノード通信不可時の到着予定データリストの更新方法 49
4.7 複数経路制御時の通信経路変更 50
4.8 起動周期の変化によるネットワークライフタイムの比較 54
4.9 起動周期の変化による遅延の変化 54
4.10 従来手法（起動周期 800ms）と複数起動周期のみ（起動周期 100（Low）/800（High）ms）を適用した場合のライフタイム 55
4.11 従来手法と複数経路制御のみを適用した場合のパス変更の間隔とライフタイムの関係 56
4.12 従来手法と複数経路制御のみを適用した場合のライフタイム（interval=30 回） 56
4.13 従来手法（起動周期 100ms 及び 800ms）と複数起動周期（起動周期 100（Low）/800（High）ms）と複数経路制御（interval=30 回）を併せて適用した場合のライフタイム 58
4.14 Relation between latency and round 59
4.15 Impact of node failure in the case of conventional and proposal scheme . . . 60

5.1 典型的なセンサノードのブロック図 63

5.2 最大データ集約数を変化させた場合の各ブロックのエネルギー消費（SRAM 容量 = 8162 bits） 64
5.3 SRAM の容量を変化した場合の各ブロックのエネルギー消費（最大データ集約数 = 5） 65
5.4 等分割 SRAM の概念図 67
5.5 等比分割 SRAM の概念図 68
5.6 等分割 SRAM のデータ移動例 70
5.7 等比分割 SRAM のデータ移動例 71
5.8 SRAM メモリセル 72
5.9 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM における SRAM 容量を変化させた場合の各ブロックのエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5） 73
5.10 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM における SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5） 74
5.11 等分割 SRAM における SRAM 容量及びペイロードサイズを変化させた場合のデータ収集時間（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5） 75
5.12 等分割 SRAM，等比分割 SRAM における分割ブロック数と SRAM 容量を変化させた場合の総エネルギー消費（最大データ集約数 = 5） 76
5.13 等分割 SRAM における最大データ集約数と SRAM 容量を変化させた場合の総エネルギー消費（分割ブロック数 = 8） 76
5.14 等分割 SRAM における分割ブロック数とペイロードサイズを変化させた場合の総エネルギー消費（分割ブロック数 = 8） 77
5.15 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM におけるノード密度と SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5，フィールドサイズは一定） 77

5.16 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM におけるフィールドサイズと SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5，ノード密度は一定） 78

6.1 デジタル回路のモデル 80

6.2 SRAM のメモリセル 81

6.3 Low noise amplifier 82

6.4 しきい値バラツキの例 84

6.5 TV モデルと TC モデルの電力バラツキの例 86

6.6 TV モデルと TC モデルの電力分散 87

6.7 $\mu_{P_{\mathrm{dyn}}} + \mu_{P_{\mathrm{leak}}} : \mu_{P_{\mathrm{analog}}} = 0.5 : 0.5$ の場合のデータ到着率 88

6.8 $\mu_{P_{\mathrm{dyn}}} + \mu_{P_{\mathrm{leak}}} : \mu_{P_{\mathrm{analog}}} = 0.9 : 0.1$ の場合のデータ到着率 89

6.9 厳密な分布を用いた適切な配置をおこなった場合のデータ到着率 90

表目次

3.1 シミュレーション条件 37

3.2 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについての RTS/CTS の送信エラー回数とデータ送信回数の比較 39

4.1 シミュレーション条件 53

4.2 従来手法（起動周期 800ms）と複数起動周期のみ（起動周期 100（Low）/800（High）ms）を適用した場合のオーバーヒアリング回数 55

5.1 シミュレーション条件 71

第1章

緒論

1.1 センサネットワークの技術背景

近年，センシング機能を有する小型ノードを無線通信によるマルチホップで接続した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は，空間のさまざまな場所でセンシング情報を取り込み，われわれはその情報を活用することができる．センサネットワークは，環境，災害，医療，農業，防犯などのさまざまな分野での利用方法が検討されており，この実現が期待されている．本研究では，センサネットワークの実用化と普及のために，センサノードのシステムLSI化を実現することをねらいとしている．そのためには，ネットワークプロトコル階層における上位層から下位層までの協調設計（クロスレイヤ設計）が必要不可欠であると考えている．本論文では，長寿命ワイヤレスセンサネットワークにおけるネットワークプロトコルの最適化に関する研究について述べる．

センサネットワークは，センサ機能，無線中継機能，CPUをそなえたセンサノードにより構成される．このようなセンサノードを多数配置することで，高密度の空間センシングとネットワーク構築を同時に達成する．センサネットワークは，センシング情報をノード間で交換し，処理し，インターネットなどから遠隔に情報を得ることを可能にする．

このような機能をもつセンサネットワークは，防災，防犯，環境，経済産業，道路交通，農林水産，厚生，エネルギーなど，幅広い分野において新しいアプリケーションを創造する可能性を秘めている．防災分野としては，例えば，斜面崩壊や地殻変動の検知がある．これまでの検知方法は5年ごとに人の手で総点検していた．センサを崩落危険性の高い斜

面に取り付けることで，変動位置や変動範囲が，低予算で広範囲に計測することができる．また，自動計測可能なので逐一危険情報を察知することが出来る．防犯分野としては，センサを各所に取り付けることで，住宅やビルへの不正侵入をあらゆる方面から検知できるようになり，居住者に安心を提供できる．近年では，不正侵入の手口が高度化している．しかしたとえ不正侵入を許したとしても，侵入方法や逃走方向が記録されれば，犯罪解決への重要な手がかりになる．環境分野としては，河川や森林のリモートセンシングにより，国民の人命や財産を守ることに寄与できる．センサネットワークは，危険地域などにノードを投下するだけでその地域のセンシング情報を無線多段中継により入手することも可能であり，災害発生が迫り，ある地域の監視が必要になった時点でノードを上空からばら撒くことで，迅速かつ安全に監視システムを実現することも可能である．経済産業分野では，物流システムの高度化が達成できる．近い将来，商品等に電子タグが付与されれば，センサに相当するタグリーダを倉庫などに分散配置し，これをネットワーク化することで，より厳密な在庫管理，正確な集配システムを構築できる．道路交通分野では，車々間通信や路車間通信などにも応用でき，ＩＴＳ社会の実現に寄与できる．また，幹線でない道路にセンサを設置してネットワーク化することで，交通量調査システムを必要に応じて展開できるため，より細やかな道路行政を実施できるようになる．また，道路管理者による道路施設の維持なども自動化することができ，大幅なコスト削減と維持管理の効率と精度の向上が期待できる．農林水産分野では，農産物の遠隔監視や散水などの遠隔制御が可能になり，農業従事者の負担軽減や，生産性の向上につながる．厚生分野では，電子タグとあわせて薬品や医療器具の管理に応用することができ，薬や治療器具のとり違いによる医療事故などの防止にもつながる．エネルギー分野では，発電所などの監視に利用でき，事故発生時に迅速に的確な対策をとることが可能になる．ひとたび災害が発生した場合は，各種センサを取り付けたロボットを現場に送り込むことで，安全に災害状況を調査することが可能であり，これにより迅速かつ安全に適切な対策をとることができる．このようにセンサンットワークの実現は，さまざまな分野での応用が期待でき，また産業界の活性化にもつながる．

センサネットワークの実用化において，システムの可用時間を可能な限り長期化することが大きな技術課題となっている．センサノードは通常バッテリで動作すると考えられているが，上記で述べたように多数のセンサノードが分散配置されるため，バッテリ交換の手間は計り知れない．CPU やメモリ，無線機のような他のデバイスに比べて，バッテリの技術はあまり発展していない．センサノードが光や熱，振動といったマイクロエネルギーを取り込み自己発電する方法も提案されているが，消費電力の全てを補うほどの電力供給を得ることは難しい．よって，センサノードの超低消費電力化は必須である．また，ノードを安く大量生産可能とすることも重要な課題である．そのためには，センサノードの部品点数を削減する必要があり，センサノードの機能をシステム LSI（Large-Scale Integration）上に実装することが非常に有効である．また，センサノードの LSI 化は，センサノードの低消費電力化にも寄与する．センサノードのシステム LSI 化を検討するにあたって，クロスレイヤ設計をおこなうことが重要である．従来のネットワークシステムとは異なり，消費電力が重要な性能指標となるセンサノードの設計においてはハードウェアの回路構成 (下位層) が MAC 層，ネットワーク層 (上位層) の設計に大きな影響を及ぼす．また逆に，上位層のプロトコル設計により，下位層に相当する回路設計が影響を受ける．つまり，消費電力の削減には MAC 層以上の通信プロトコルと物理層に相当するシステム回路の双方にわたる最適化が必要である．しかし，従来の研究は，通信プロトコル，システム LSI のどちらか一方を主体とする研究か，あるいはその一方の検討が不十分な研究がほとんどである．

1.2 研究の目的及び本論文の構成

本研究では，ネットワーク層を中心に，アプリケーション層，データリンク層，物理層との協調設計によって長寿命なセンサネットワークを構築することを目的としている．以下，本論文の構成を述べる．

■**第1章 序論** センサネットワークに関する技術背景及び本論文の研究内容について記述する

■**第2章 ワイヤレスセンサネットワークの長寿命化における課題** 本章ではネットワーク層，データリンク層，物理層における課題について述べる．

■**第3章 データ送信スケジューリング –ネットワーク層とアプリケーション層との協調設計–** 本章では RTS/CTS に基づいたイベント駆動型のデータ送信スケジューリングを提案する．定期収集型アプリケーションではデータ衝突が発生し再送による消費電力増加が問題となる．ネットワーク層においてデータ転送をスケジューリングすることによってこの問題を低減することが可能である．しかし，従来手法では再送ができないことやデータ集約に対応していないという問題がある．提案するスケジューリング方式ではデータ再送可能であり，またデータ集約できるようにスケジューリングすることでライフタイムを向上している．

■**第4章 マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御 –ネットワーク層とデータリンク層との協調設計–** センサノードは，データを受信していない時に受信機を駆動させ続けるアイドルリスニング) によって大半の電力を消費する．間欠動作プロトコルでは定期的にノードをスリープ状態にすることで，アイドルリスニングを削減している．そこで，センサノードの低電力化のためにデータリンク層では間欠動作プロトコルを用いる．しかし，従来の間欠動作プロトコルには，オーバーヒアリング，高遅延といった問題がある．そこで本章では，マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御を提案し，低電力化，低遅延実現する．

■第 5 章　データ集約を考慮した分割起動 SRAM –ネットワーク層と物理層との協調設計 1–　本章ではネットワーク層と物理層との協調設計について分割起動 SRAM による消費電力の削減方式である．ネットワーク制御の一つであるデータ集約と集約のために用いられるメモリとの関係に着目する．保持するデータ量に応じてメモリを ON/OFF することによって待機電力を削減する．

■第 6 章　センサノードの製造ばらつきを考慮したシステム可用時間改善方式 –ネットワーク層と物理層との協調設計 2–　もう一つのネットワーク層と物理層との協調設計について，製造バラツキを考慮したシステム可用時間の向上方法である．サブスレッショルドリーク電流やしきい値電圧のばらつきを組み込んだ，プロセッサの詳細なモデル化をおこなう．そして，しきい値電圧のばらつきを事前に測定することで，ノードの配置方法を変えライフタイムを向上することを示す．

■第 7 章　結論　本論文の結論を述べる．

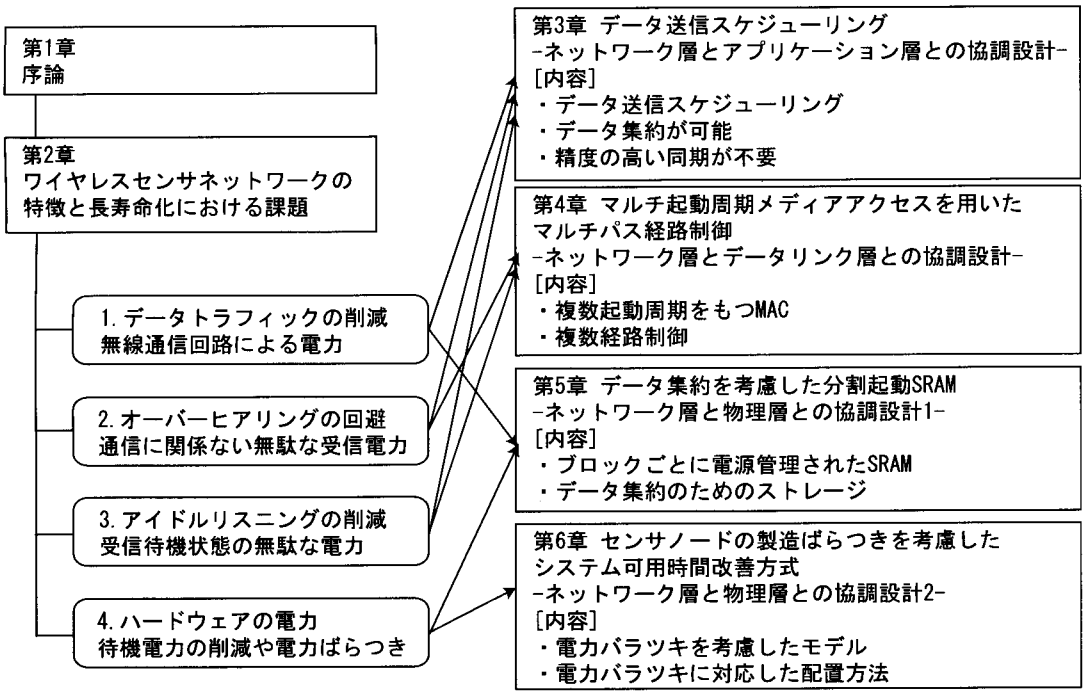


図 1.1　本論文の構成

第2章

ワイヤレスセンサネットワークの長寿命化における課題

2.1 緒言

前章でも述べたようにセンサネットワークはセンシング空間に多数のセンサノードが配置されることが考えられる．センサノードはバッテリ駆動であることが想定されている．よって，一度展開されたセンサノードのバッテリを交換することは非常に困難であり，運営する側にとっても好ましくない．そこでネットワークの長寿命化が大きな課題となっている．従来のインターネットとは異なり，センサネットワークでは長寿命化のための技術が多く存在している．特にネットワーク層，データリンク層，物理層は低消費電力化のために独特の機構を持つ．本節ではネットワーク層，データリンク層，物理層における特徴とそれに伴う課題について述べる．

2.2 ネットワーク層における課題

本節では，まずセンサネットワークの特徴であるデータセントリックルーティングについて説明する．そしてネットワーク層における課題であるデータトラフィックの削減について述べる．

2.2.1 データセントリックルーティング

従来のインターネットでのネットワーク層は，基本的にアプリケーションのデータには依存しないアドレスセントリックな考え方であった．しかし，センサネットワークではユーザにとってデータが重要なのでありノードの識別は重要ではない．そこでセンサネットワークでは従来のアドレスセントリックではなくデータセントリックな経路制御が考えられている [1].

センサネットワークでは，パケットのペイロード (通信するデータのうちヘッダを除いた部分) の内容に基づいて経路がホップ・バイ・ホップで決定される．センシングデータは温度や湿度といった“属性”とそれぞれの属性に対する“値”として表現される．例えば，属性=温度，値=30 度と表現される．このようなセンシング情報がネットワーク内に転送される際，中継ノードは，パケットペイロードに格納されたセンシング情報の属性と値のペアを調べ，この情報より転送すべき隣接ノードを決定する．すなわち，中継ノードは最終目的地のノード ID に基づいて次ホップを決定するのではなく，ペイロード内に格納されたセンシングデータの内容に従って次ホップを決定する．

図 2.1 を用いてアドレスセントリックとデータセントリックの違いを説明する．シンク (情報収集ノード) はフィールド内のノードに対して最高温度を収集するように要求する．情報提供ノードであるソース 1 とソース 2 はそれぞれがセンシングした温度情報をシンク方向へと送信する．Fig. 2.1(a) では，各ソースは最終目的地であるシンクへ最短経路でデータを送信する．つまりソース 1 とソース 2 の経路はそれぞれ，Source1 → A → B → C → Sink，Source2 → D → E → Sink となる．しかし，シンクは最高気温の情報を要求しているため，ソース 2 からのデータは不要である．そこでデータセントリックでは，Fig. 2.1(b) のようにデータの内容に基づいてソース 2 は B にデータを送信する．B はソース 1 とソース 2 のデータ内容を比較し，より温度が高いソース 1 のデータのみをシンク方向へと送信する．

データセントリックの利点は，ネットワーク全体のノード ID を管理する必要がなく，隣

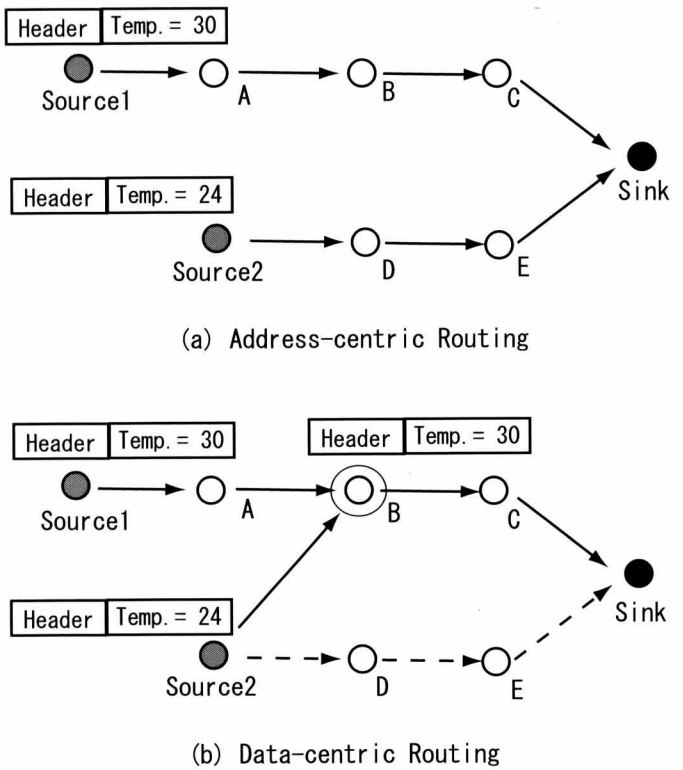


図 2.1 (a) アドレスセントリックルーティングと (b) データセントリックルーティングの違い

接ノードが識別できれば十分ということである．これはノード ID の管理にかかわるオーバーヘッドの削減につながる．また，途中の中継ノードで複数のセンシングデータから必要な情報のみを抽出したり，あるいは複数のセンシングデータを結合し一つのデータとすることで，次ホップに送信するデータ量を削減することが可能となる．データセントリックルーティングの代表的な例として Directed Diffusion[2]，GRAdient Broadcast[3]，Energy Aware Routing[4] が挙げられる．

図 2.2 に Directed Diffusion の経路設定方法を示す．まず，シンクが interest と呼ばれるメッセージをブロードキャストする．メッセージを受信したノードは interest を送信してきた隣接ノードに対して gradient を設定する．そして，再び隣接ノードに対してブロードキャストをおこなうことで，interest をネットワーク全体に広げる．このプロセスをフラッディングと呼ぶ．これにより，interest の条件を満たすノードがソースとなり，gradient 方向にソースからシンクへと至るパスが形成される．ここで注意すべきことは，このようなパス

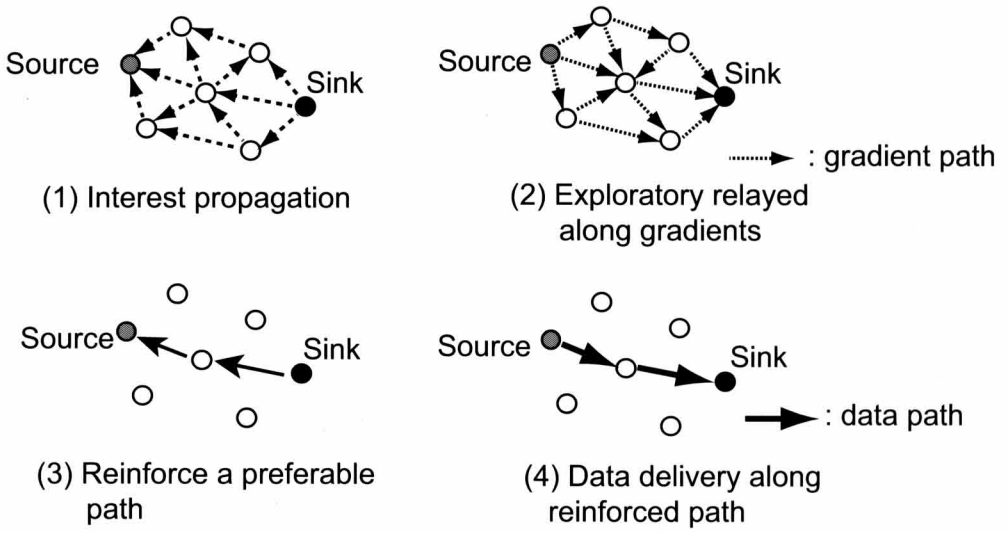


図 2.2 Directed diffusion における経路設定方法

が複数存在しうるということである．この中から適切なパスを選択するために，ソースは低ビットレートで exploratory と呼ばれるメッセージをシンク方向に送信する．Exploratory メッセージは中継ノードを介してシンクに届けられる．シンクは，メッセージを受信した複数の隣接ノードのうち，最初にメッセージを送信してきたノードに向けて reinforcement メッセージを送信する．このメッセージを受信したノードも同様の動作をおこなうことで，exploratory メッセージの転送方向と逆方向，つまりソースに向かって reinforcement メッセージが送信される．結果として，ソースからシンクに向けたデータパスが形成される．ソースはデータパスを用いて高ビットレートでセンシングデータを送信する．また，データパス以外のパスにも低送信レートで exploratory メッセージが送信され続ける．これにより，もし通信障害などでデータパスが使用できなくなった場合，代替パスをデータパスとすることで通信を継続させることが可能である．

2.2.2 データトラフィック

センサネットワークにおいてデータトラフィックは消費電力に大きく影響する．したがってデータトラフィックを削減することはセンサネットワークの長寿命化に大きく関与する．データセントリックなネットワークである経路制御ではしばしば冗長なデータを集

約することができる．データ集約とは複数のデータを圧縮したり，冗長な部分を削除したりすることである．データ集約には大きく分けて完全集約のような非可逆性の集約と線形集約のような可逆性の 2 種類の方法がある [5]．図 2.3 は各集約方法の概念図である．

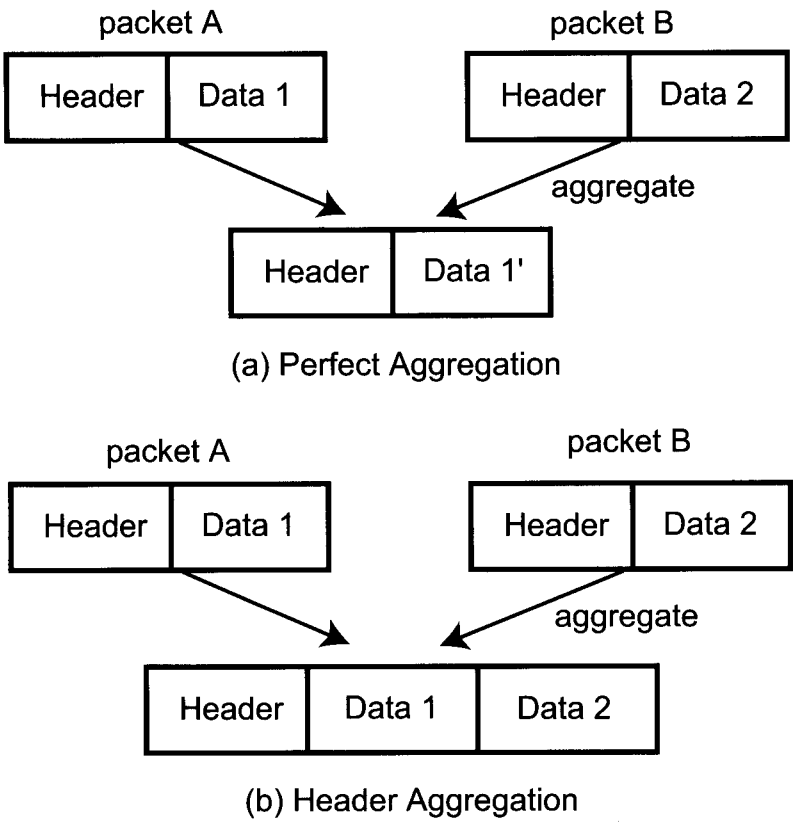


図 2.3 (a) 完全集約と (b) 線形集約の例

- 完全集約：センシングしたデータの最大値，最小値あるいは平均値を必要とするアプリケーションでは，中継ノードは中継する全てのデータを次ホップに送信する必要はない．例えば最大値のみを必要とする場合では，中継ノードで複数のデータから最大値を計算し，後にその演算結果のみ次ホップのノードへ転送すればよい．この場合，複数のパケットを受信した中継ノードは，演算結果を一つのパケットに集約して転送することになる．
- 線形集約：線形集約とは中継ノードが中継するデータのうち転送先が同一のものを

一つのパケットに格納し転送する方式である．これに対し，個別のパケットに格納して転送する場合にはそれぞれのパケットにヘッダが必要である．センサネットワークでは，ヘッダはペイロードに比べて無視できないサイズになると予想されている．このようなケースでは線形集約によって送信データ量を削減する効果が大きいと見込むことができる．

このほかにもデータの相関を利用した beam forming[6] やデータの並び順によってデータを圧縮する data funneling[7] なども考えられている．

しかしほとんどのデータ集約方法はアプリケーションに依存する．特に完全集約を用いることができるアプリケーションは限定される．これに対し，線形集約はどのようなアプリケーションにも応用が可能である．

この他にもネットワーク層ではフラッディングの冗長パケットの削減が考えられている．

2.3 データリンク層における課題

本節ではデータリンク層の機能の一つである，MAC 層における課題について述べる．ワイヤレスセンサネットワークでは無線通信によってデータを転送するため，衝突や干渉による送信エラーが発生しデータ再送によってデータトラフィックが増大する．また通信範囲にある全てのノードに電波は届くため，送信先でないセンサノードまでデータを受信してしまうオーバーヒアリングが発生する．さらにセンサネットワークは 90% 以上の時間待機状態であり，データを受信するために受信機を起動しておくアイドルリスニングも問題となる．センサネットワークではこれらの問題を解決するために様々な手法が用いられている．以下にデータ再送の抑制，オーバーヒアリングの回避及びアイドルリスニングの削減について詳しく説明する．

2.3.1 データ再送

センサネットワークでは複数のノードが同時に送信した場合にデータの衝突が起こり，データを再送する必要がある．またフェージングやビット誤りが生じた場合にもデータ再

送が必要である．データの再送はトラフィックの増加につながるため，なるべく避けなければならない．フェージングやビット誤りによる再送は避けられないが，データの衝突は抑制することが可能である．キャリアセンスはCSMAで用いられるデータの衝突を回避するための方法である．無線通信ではデータの衝突を検出できないため，各端末は通信路が一定時間以上継続して空いていることを確認してからデータを送信する．この待ち時間は最小限の時間とランダムな長さの時間を加えたもので，直前の通信があってから一定時間後に複数の端末が一斉に送信する事態を防止している．実際にデータが正しく送信されたかは受信側からのAcknowledge(ACK)が到着するかどうかで判断し，ACKの返信がなければデータの衝突が起こったとみなしてデータの再送信をおこなう．この他にTDMAによってデータ送信時間をずらすことで衝突を避ける方法もセンサネットワークでは考えられている．しかしセンサネットワークでは，精度の高い同期が必要であるため，CSMA型のMACプロトコルが多く提案されている．

また，データ衝突の要因として隠れ端末問題が挙げられる．隠れ端末問題とは二台の端末が，お互いが電波を送出していることを認識できずに通信を始め，衝突するという問題である．図2.4を用いて隠れ端末問題について説明する．まずノードBがノードCにデータを送信していたとする．ノードAはノードBの通信を検知できるので，もしノードAが送信したいデータを保持していたとしてもノードBの送信が終了するまでデータ送信を控える．しかしノードDはノードAの通信を検知することができない．そのためノードBの送信中にノードDがノードEに対して送信を開始すると，ノードCでデータの衝突が発生する．これが隠れ端末問題によるデータの衝突である．

隠れ端末問題を回避するためにIEEE 802.11では，Request To Send（RTS）とClear To Send（CTS）メッセージを使用してデータを送受信する[8]．図2.5を用いてRTS/CTS交換について説明する．まずノードBはデータ送信前にRTSメッセージを送信する．RTSメッセージには送信ノードIDと受信ノードIDが記述されている．RTSメッセージをノードCが受信し，データ受信可能状態であればCTSメッセージを送信する．CTSメッセージにもRTSメッセージと同様に送信ノードIDと受信ノードIDが記述されている．この

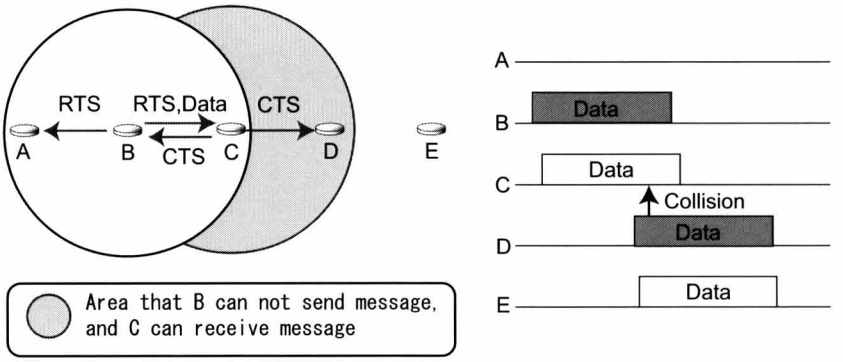


図 2.4 隠れ端末問題の仕組み

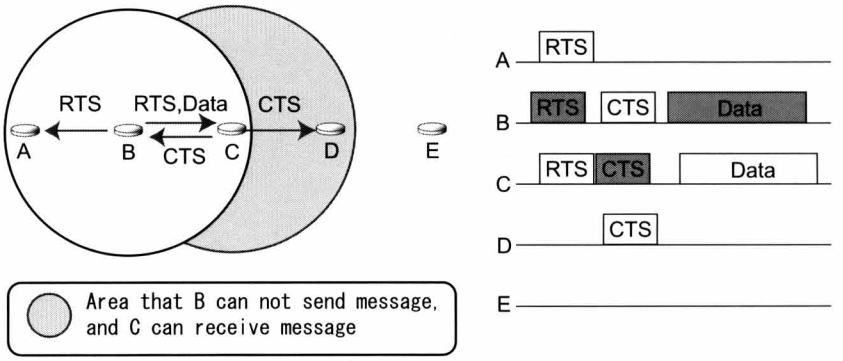


図 2.5 RTS/CTS 交換による隠れ端末問題の回避

とき RTS/CTS メッセージを周囲のノードも受信する．よって RTS/CTS を用いない場合と異なり，ノード D もノード B とノード C 間の通信を検知できるのでノード E に対するデータ送信を控え，衝突を防ぐことができる．

2.3.2 オーバーヒアリング

センサノード間の通信ではデータは電波伝搬により同心円状に広がるため，周囲の全ノードにデータが届くことになる．つまり，目的ノード以外のノードにもデータが届いてしまうことになる．送信データが自身宛なのかどうかは，受信が完了しなければわからない．そのため，目的ノード以外のノードがデータを受信する可能性がある．これをオーバーヒアリングと呼ぶ．関係のないデータの受信は無駄に電力を消費する．特に，ノード密度が高い場合にはオーバーヒアリングを回避することが重要である．

オーバーヒアリングを回避する方法としては Power Aware Multi-Access Protocol with Signalling（PAMAS）が挙げられる [9]．PAMAS では 2.3.1 節で述べた RTS/CTS 交換を利用し，通信に無関係のノードの RF 回路の電源を切る．RTS/CTS には送信ノード ID と受信ノード ID 以外に，ACK 送信までの時間が記述されている．RTS/CTS を受信した通信に無関係のノードはこの ACK までの時間分だけ RF 回路の電源を切る．

2.3.3 アイドルリスニング

データ通信において他のノードからのデータの受信のためには RF 回路（受信機）を起動させておく必要がある．しかしデータを受信していない時に RF 回路を起動することは，無駄に電力を消費することになる．これをアイドルリスニングと呼ぶ．RF 回路はアイドルリスニング状態でもデータを受信している時と同等の電力を消費する．センサネットワークでは従来のネットワークとは異なり通信頻度が低い．つまり，ほとんどの時間がこのアイドルリスニングとなる．したがって，超寿命化のためにデータ通信のない場合は RF 回路を切りアイドルリスニングを削減する必要がある．センサネットワークではこのアイドルリスニングを削減するために間欠動作をおこなう方法が提案されている．間欠動作とは周期毎に RF 回路の電源をオン/オフすることである．間欠動作には非同期型と同期型に大別できる．以下に，非同期型と同期型の間欠動作の詳細を示す．

非同期型 RF 間欠動作

非同期型 RF 間欠動作 MAC として，Low Power Listening（LPL）[10] や WiseMAC[11] が例として挙げられる．図 2.6 に LPL のデータ送受信におけるタイミング図を示す．LPL ではアイドル状態の場合，起動周期 T 毎に T_{on} の時間だけ RF 回路を起動させる．T_{on} の時間が過ぎると，$T - T_{\mathrm{on}}$ の時間の間 RF 回路の電源を切りスリープ状態になる．送信ノードはデータを送信する前に，隣接ノードに対してプリアンブルと呼ばれるメッセージを送信する．プリアンブルを受信したノードは RF 回路を起動させ続け，データ受信可能状態になる．非同期型 RF 間欠動作の場合，最大で T だけ起動するタイミングがずれている可能性があるため，プリアンブルは少なくとも T 時間以上送信し続ける必要がある．結果と

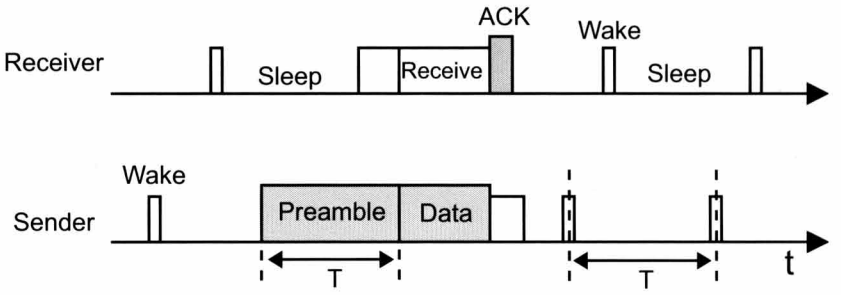


図 2.6 Low Power Listening における送受信タイミングチャート

して，起動周期 T が長くなるに連れてプリアンブルを送信する時間も長くなる．最適な起動周期 T は送信頻度や隣接ノードに依存するため，決定することは難しい．

別の方法として LPL を改善した WiseMAC が提案されている．WiseMAC では，受信ノードが次に起動するタイミングを ACK 内に記述することで，送信ノードは隣接ノードの起動タイミングを学習する．そのため，送信ノードは起動タイミングをスケジュールした知識に基づいて，プリアンブルの長さを短くすることが可能となる．しかし各ノードのクロックドリフトによって，このスケジュールは次第に精密さを欠き，データの送受信ができなくなる可能性がある．また，WiseMAC では一ホップ通信を仮定しており，マルチホップ通信を仮定とした評価が十分になされていない．

同期型 RF 間欠動作

同期型 RF 間欠動作をおこなう MAC プロトコルでは，全ノードが同時刻に RF 回路を起動させる．全ノードが時刻同期している場合，送信ノードは簡単に隣接ノードの起動タイミングを知ることができるため，プリアンブルを送信する時間を短くすることができる．Isochronous-MAC（I-MAC）[12] は，同期型 RF 間欠動作をおこなう代表的なプロトコルであり，長波帯標準電波を用いて時刻同期を可能としている．I-MAC では LPL と同様に，RF を起動した際にキャリアセンスをおこなうことでチャンネルがビジー状態であるかを確認する．もし，T_{on} の間，アイドル状態が続けば再びスリープ状態に戻る．

図 2.7 を用いて I-MAC におけるデータ送受信の方法について説明する．送信ノードはデータを送信する前に受信ノードが起動する直前にプリアンブルの送信を始める．プリ

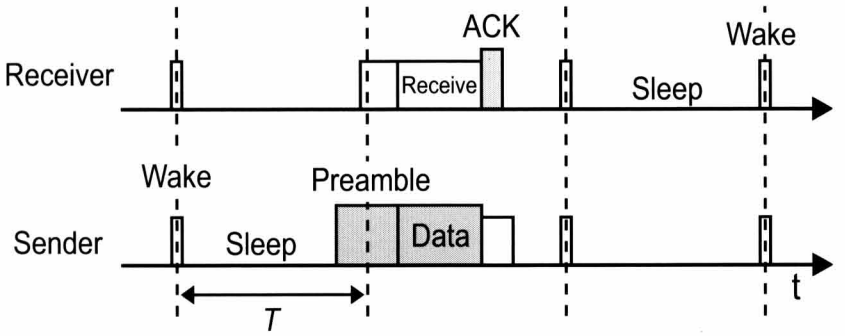


図 2.7 I-MAC における送受信タイミングチャート

アンブルは隣接ノードのクロックドリフトを考慮して一定期間送信される．その後，送信ノードはデータを送信する．受信ノードはデータを受信すると，送信ノード宛に ACK メッセージを返す．そして，またスリープ状態に戻る．I-MAC はノードの起動周期に関係なくプリアンブル長を決定することが可能であり，それにより最適なプリアンブル送信時間を決定することができる．

図 2.8 に I-MAC と LPL の起動周期（Wakeup period）と消費電力の関係を示す．D は通信がおこなわれなかった際の一日におけるノードの最大クロックドリフトである．一日にデータを 100 回収集する．また，I-MAC では一日に 50 回同期をおこなう．LPL では起動周期に応じてプリアンブル長が変化するため，最適な起動周期が存在する．逆に I-MAC では起動周期に関係なくプリアンブル長は一定のため，消費電力はある値に漸近する．グラフより I-MAC は LPL に比べ，いかなる起動周期でも低消費電力化を達成している．

2.4 物理層における課題

本節では物理層における課題について述べる．まず，センサノードの待機電力について説明する．そして，センサノードの製造バラツキについて述べる．

2.4.1 待機電力

センサネットワークは通信頻度が低く，センサノードのほとんどの時間は待機状態である．よって待機状態に発生している，電源を落とすことの出来ないモジュールの待機電力

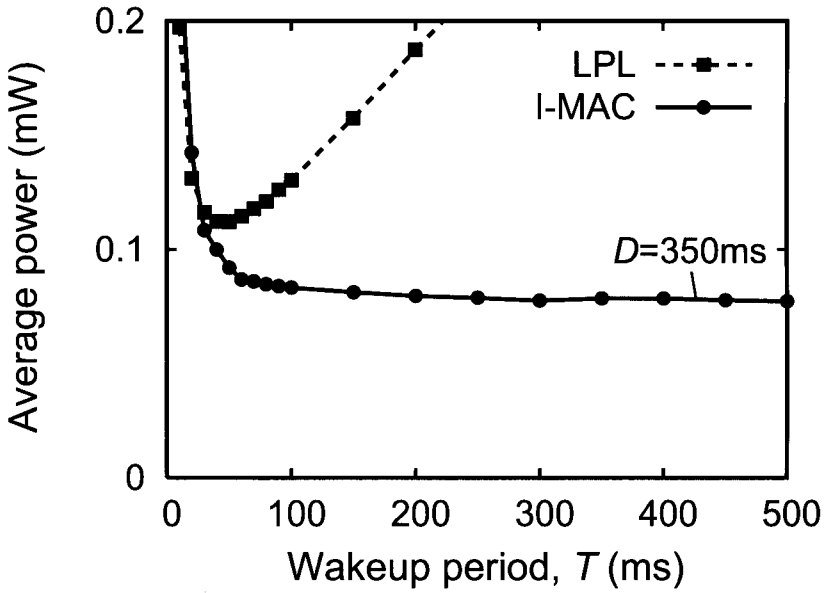


図 2.8 I-MAC と LPL における起動周期と平均電力の関係

がセンサノードで消費する電力の多くを占めることになる．電源を落とすことの出来ないモジュールとしては，データ保存用の SRAM やノードの時間を管理するタイマがあげられる．特に，データ用の SRAM はプロセスの微細化に伴い，待機時に発生するリーク電力の増加が問題となっている．

2.4.2 製造バラツキ

センサノードを安価で大量に生産するためには LSI の技術が必要となる．しかし，同様の工程で製造された LSI チップにも性能に差が生じる．これにより，センサノード間の消費電力も異なってくる．センサノードの性能の差によりネットワークの可用時間に影響を及ぼす場合がある．そこで各センサノードの性能を知り，有効に配置することが重要となる．

2.5 結言

本章ではネットワーク層，データリンク層，物理層における課題について述べた．3 章から 5 章ではこれらの問題を解決するための提案について述べる．

第3章

データ送信スケジューリング –ネットワーク層とアプリケーション層との協調設計–

3.1 緒言

本章ではデータトラフィックの削減，オーバーヒアリングの回避，アイドルリスニングの削減のためのデータ送信スケジュールについて述べる．データ送信スケジューリングはアプリケーション層，ネットワーク層のクロスレイヤアプローチによって低消費電力化を実現するものである．アプリケーションは農場や構造物モニタリングのような定期的にセンシングデータを収集するものを想定する．アプリケーションレベルの送信タイミングをネットワーク層で学習し，送受信しない時間に RF 回路をオフにすることができる．本章では従来手法である時間駆動型スケジューリングについて述べた後に，イベント駆動型データ送信スケジューリング方式を提案する．次に，シミュレーションによって従来手法と提案手法の比較評価をおこなう．

3.2 従来手法

データの送受信のタイミングを決定し，オーバーヒアリングやアイドルリスニングを削減するためのスケジューリング方式として Power Scheduling（PS）がある [13]．PS 方式は送受信する期間を時間でスケジューリングし，送受信以外の期間は RF 回路をオフにす

ることでアイドルリスニングを削減し，低消費電力化を実現している．PS 方式ではセットアップフェイズと安定フェイズの二つのフェイズをもつ．

3.2.1 セットアップフェイズ

まずセットアップフェイズでは RTS/CTS 交換によって帯域を確保しデータを送受信する．その際送受信したノードは，データを正しく通信できたときの送受信の開始時刻をリストに記憶する．このときリストに記憶する開始時刻とは RTS を送り始めた時刻である．図 3.1 から 3.5 にソースノードが基地局へデータをマルチホップさせる場合に，各ノードが保持しているリストの様子を示す．このリストの各要素の左側のアルファベットは送信または受信を示し，また右側の数字は通信開始時刻を示している．リストの要素に（STD，t）とある場合，データの収集開始時刻から t 秒後に送信する，ということを示している．また，リストの要素に（RRD，t）とある場合，データの収集開始時刻から t 秒後に受信する，ということを示している．リストに要素が追加されるのは以下の場合である．

ノードがデータを送信した時： 送信イベント（STD）と RTS の送信開始時刻を記憶する．
ノードがデータを受信した時： 受信イベント（RRD）と RTS の受信開始時刻を記憶する．

図 3.1 から 3.5 を用いてスケジュールの作成の流れを説明する．図中の黒丸は基地局，白丸はセンサノードを表わし，丸の中の数字はノード番号を表わしている．ノード 1 はノード 3 と，ノード 2 はノード 3 と，ノード 3 はノード 1，2 及び基地局と直接通信可能である．しかし，その他のノードの組み合わせでは直接通信できないものとする．

まず，1 番ノードが基地局（BS:Base Station）へデータを送るために 3 番ノードへデータを送信する．このとき 1 番ノードは送信イベント情報（STD）と送信開始時刻（t_0）をリストに保存する（図 3.1 ノード 1 のリスト 1）．また，3 番ノードも受信イベント情報（RRD）と受信開始時刻（t_0）をリストに保存する（図 3.1 ノード 3 のリスト 1）．実際は送信開始時刻と受信開始時刻は実際には伝播遅延がある．しかし，ここでは簡単化のため同じ時間として表記する．

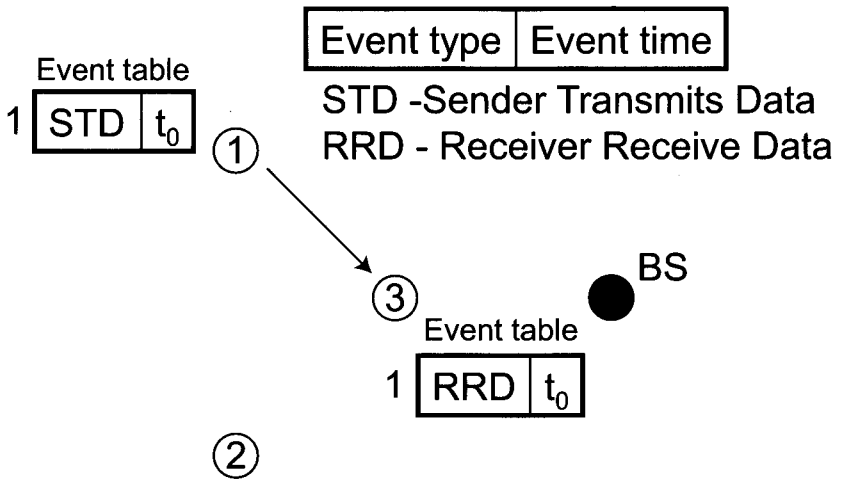


図 3.1 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信

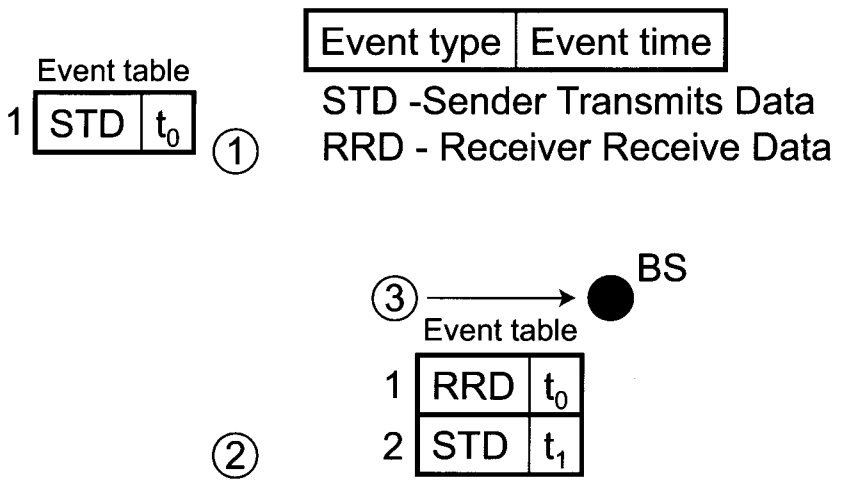


図 3.2 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信

次に 3 番ノードは 1 番ノードのデータを基地局に転送する．このときも同様に 3 番ノードは送信イベント情報（STD）と送信開始時刻（t_1）をリストに保存する（図 3.2 ノード 3 のリスト 2）．

次に 2 番ノードのセンシングデータを基地局へ送る．この場合も 1 番ノードと同様に送信イベント情報（STD）と送信開始時刻（t_2）をリストに保存し（図 3.3 ノード 1 のリスト 3），3 番ノードも受信イベント情報（RRD）と受信開始時刻（t_2）をリストに保存する（図

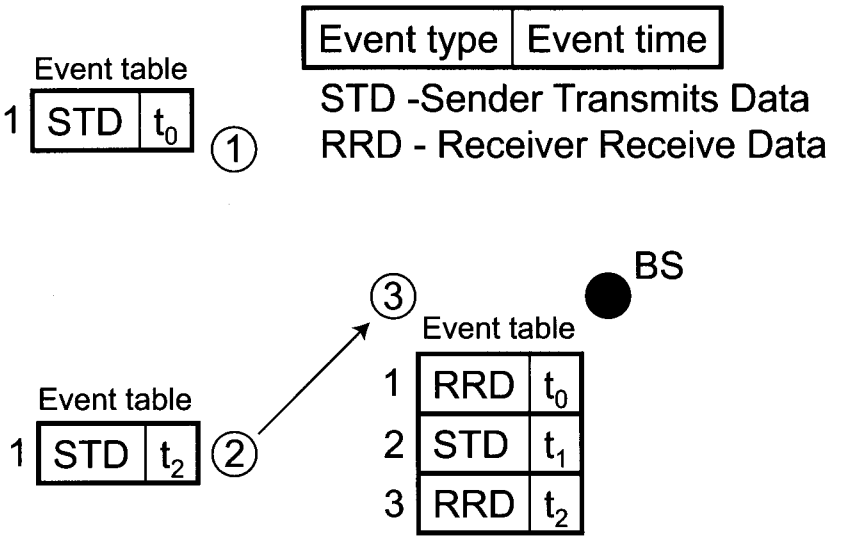


図 3.3 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 2 からセンシングデータをノード 3 へ送信

3.3 ノード 3 のリスト 3).

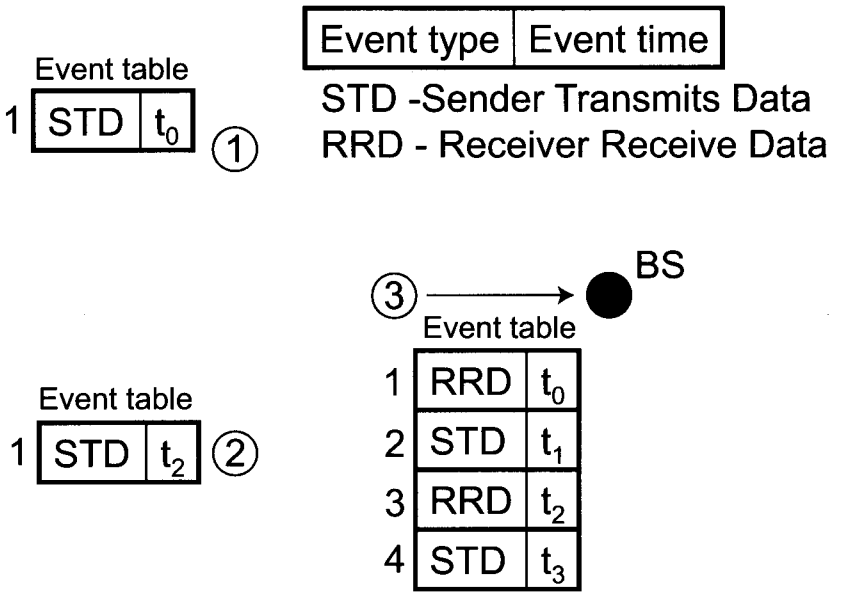


図 3.4 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信

さらに 3 番ノードは 2 番ノードのデータを基地局に転送する．3 番ノードは送信イベント情報（STD）と送信開始時刻（t_3）をリストに保存する（図 3.4 ノード 3 のリスト 4).

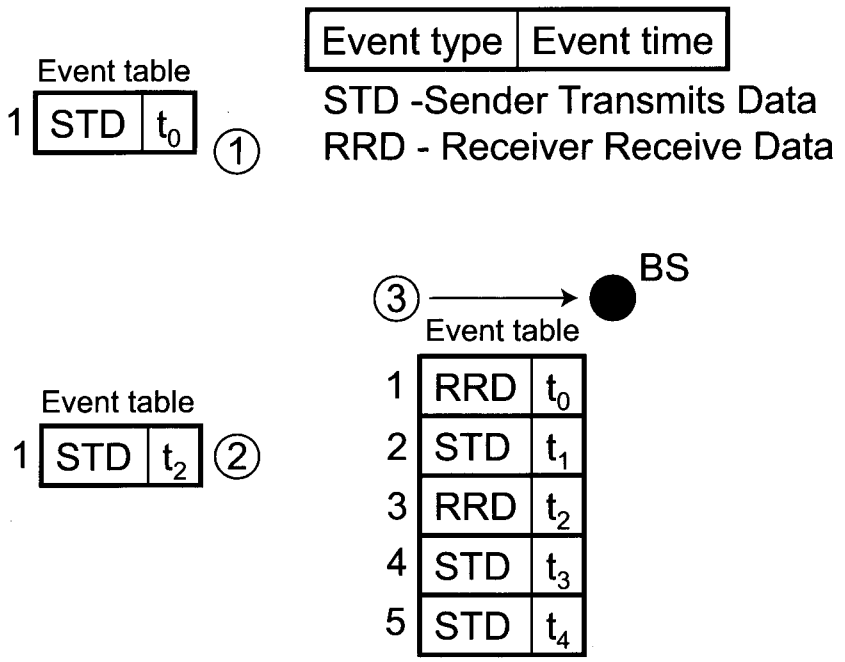


図 3.5 Power Scheduling によるスケジュール作成の流れ：ノード 3 からセンシングデータを基地局へ送信

最後に 3 番ノードは自身のセンシングデータを基地局に転送する．3 番ノードは送信イベント情報（STD）と送信開始時刻（t_4）をリストに保存する（図 3.5 ノード 3 のリスト 5）．

3.2.2 転送フェイズ

次に転送フェイズでは，RTS/CTS 交換はおこなわない．また通信イベントがない期間は，各センサノードの RF 回路をオフにする．ここで RF 回路をオフにすることをスリープとよぶ．送信予定のノードはセットアップフェイズで記憶したリストの送信時刻直前に RF 回路をオンにし，直ちにデータを送信する．送信ノードは受信ノードから ACK を受信するとスリープ状態となる．また受信予定のノードも送信する場合と同様に，セットアップフェイズで記憶した受信時刻直前に RF 回路をオンにし，受信が完了するとスリープ状態となる．このように PS 方式では送受信以外の無駄なアイドルリスニングを削減することで，システム可用時間の向上を実現している．

しかしセンサノード間の時間同期にずれが生じた場合に他のデータ送信と衝突する可能

性がある．ノード間の時刻同期はパケット交換などでおこなえる．しかし，精度を高くするほど電力オーバーヘッドが発生する．例えば図3.5のスケジュールを用いて転送フェイズで収集するとき，ノード1内部のタイマがずれた場合，ノード3の送信と干渉しエラーになる可能性がある．またPS方式ではエラーのあったデータを再送しようとしても，全ノードは他のノードの通信スケジュールは保持していない．よって無理に再送すると衝突が起きる可能性がある．またこの方法では各センサノードにおいてデータを集約して送信することは考慮されていない．集約するためには，センサノードよりバッテリの多い基地局と同じ役割をもつ特別なノードに集めるスケジュールを作り，データを集約することになる．

3.3 提案手法

本研究では，イベント駆動型スケジューリングであるMulti-layer Scheduling（MS）を提案する．MS方式はPS方式と同様にセットアップフェイズと転送フェイズをもつ．PS方式との大きな違いは，転送フェイズでもRTS/CTSを利用し，周囲のイベントを把握して送受信のタイミングを決定することである．RTS/CTSを転送フェイズでもおこなうことによって，衝突を回避しデータを再送することも可能である．また，各センサノードでのデータ集約も考慮したスケジューリング管理もおこなっている．以下に各状態時における動作の詳細を述べる．

3.3.1 セットアップフェイズ

PS方式もMS方式も共に特定の経路決定方式に依存しない．ただし本稿ではDirected Diffusionを簡略化したTiny Diffusionに沿ってデータを収集するものとする．Tiny Diffusionはinterestと呼ばれるパケットをネットワーク全体にフラッディングし，各ノードはinterestパケットに対応したデータを基地局に向けて送信するルーティングプロトコルである．本研究が対象とするアプリケーションでは全てのノードがinterestパケットに反応し，基地局へデータを送ると仮定する．以下にMS方式での手順を述べる．

まず基地局がデータ収集の間隔と転送フェイズでのデータ収集回数を報せるための interest パケットをネットワーク全体にフラッディングする．interest パケットは基地局から送信ノードまでの最小ホップ数の情報を持つ．はじめに基地局が送信する interest パケットのホップ数の情報には 0 が入力される．1 つ目の interest パケットを受信したノードは自身のホップ数情報を interest パケットのホップ数 +1 の値に更新し，周辺ノードへブロードキャスト転送する．そして 2 つ目以降の interest パケットを受信したノードは，自分の記憶しているホップ数が interest パケットのホップ数 +1 よりも大きい場合，自身のホップ数を更新し周辺ノードへフォワードする．このとき，受信ノードは最小ホップの interest パケットを送信したノードのアドレスを記憶しておく．また interest パケットの抑制のために，最小のホップ数が更新されない場合はその interest パケットは転送されない．

次に interest パケットを受信したセンサノードは，interest パケットの転送が終わった後，しばらくして同時に自ノードより基地局に近いノードにセンシングしたデータを送信する．ここで自ノードより基地局に近いノードとは，先ほど記憶した最小ホップで届いた interest パケットの送信ノード中で一番早く interest パケットの届いたノードとする．また自ノードより基地局から遠くにあるノードからのデータを中継する場合にも，自分のセンシングしたデータの送信先と同じノードへ送る．最初の収集では後ろからのデータ中継があるかどうかわからないために同時に送信し始めるが，2 回目以降は中継データの最後のものがいつ到着するかを知っているため，集約して送信することができる．MS 方式では PS 方式と同様に帯域を確保するため RTS/CTS 交換を用いる．RTS/CTS を受信した周辺ノードは PAMAS（Power Aware Multi-Access protocol with Signalling）のように，RTS/CTS に含まれている時間分だけスリープ状態となる．これによりオーバーヒアリングの問題を回避することができるので，消費電力も削減される．

本方式ではこの MAC 層で用いられる RTS/CTS を利用して送信のタイミングを決定する．受信した RTS/CTS の種類・送信開始時刻・送信ノード及び受信ノードのアドレスと自ノードのデータ送信開始時刻を時間順にリストに保持する．図 3.6 にノード B から C への送信における周辺ノードのリストの作成例を示す．リストの一番左にあるアルファベット

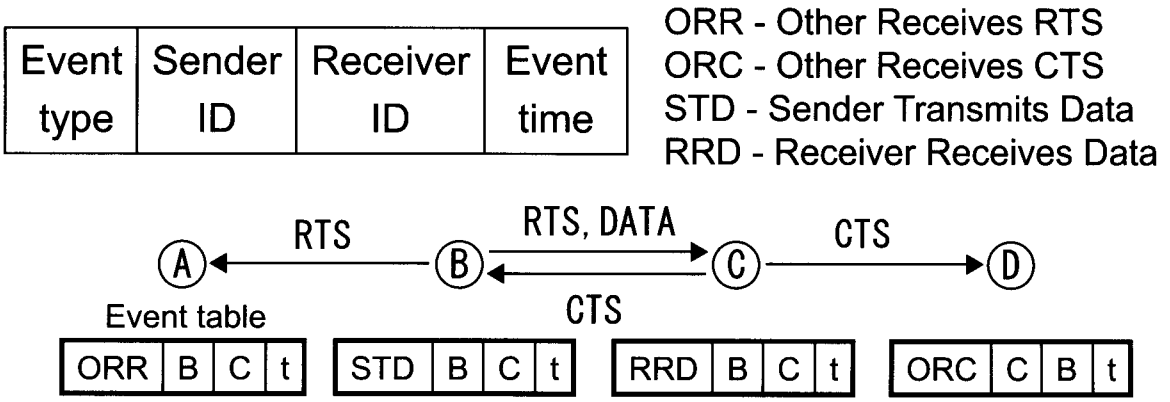


図 3.6 提案スケジューリングによるスケジュールリストの作成例

は RTS の受信（ORR（Other Receives RTS）），CTS の受信（ORC（Other Receives CTS）），データの送信（STD（Sender Transmits Data）），データの受信（RRD（Receiver Receives Data））を示している．各イベントの左から 2 番目と 3 番目にあるアルファベットはそれぞれパケットの送信ノード ID と受信ノード ID を示し，一番右の数字はそのパケットの送信または受信を開始した時刻を示している．リストに要素を記憶する条件は以下の通りである．

ノードがデータ送信したとき： データ送信イベント（STD）と RTS の送信開始時刻を記憶する（図 3.6 のノード B）．

ノードがデータ受信したとき： データ受信イベント（RRD）と RTS の受信開始時刻を記憶する（図 3.6 のノード C）．

データ送信または受信ノードでなく RTS を受信した場合： RTS 受信イベント（ORR）と RTS の受信開始時刻を記憶する（図 3.6 のノード A）．

データ送信または受信ノードでなく CTS を受信した場合： CTS 受信イベント（ORC）と CTS の受信開始時刻を記憶する（図 3.6 のノード D）．

ただし，新たに要素をリストに追加する際に同じノードからの RTS/CTS の受信やデータの送信または受信イベントが既にリストにある場合，リストに保存してある要素を削除し

新たな要素をリストの最後に加える．これは転送フェイズにおいて，自ノードより基地局から遠くにあるノードのデータを集約して次のノードへ送るためである．またデータ送信後はスリープとなるため，それ以降のイベントは削除される．

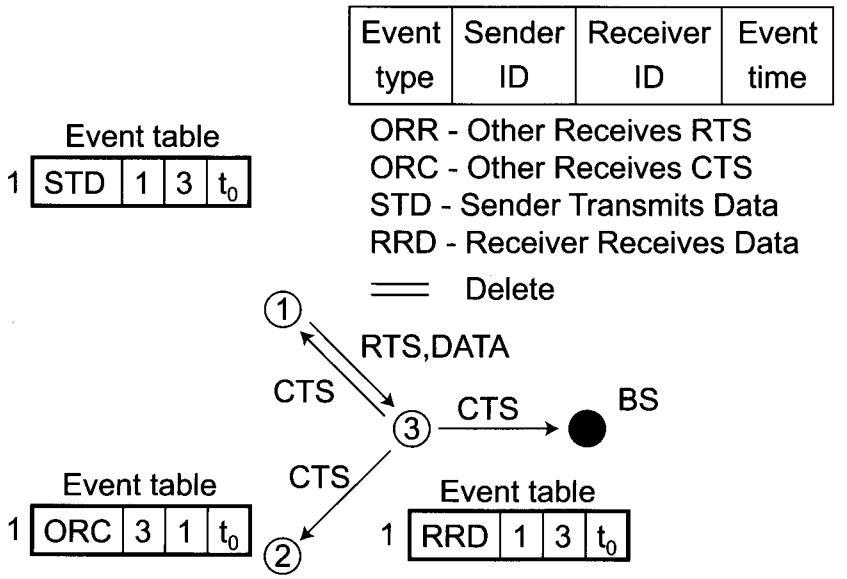


図 3.7 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信

図 3.7 から 3.12 を用いてリスト作成の例を示す．まず 1 番ノードが基地局へ自身のセンシングしたデータを送るために，3 番ノードへデータを送信する．このとき，1 番ノードと 3 番ノードの間で RTS/CTS の交換をする．このとき 2 番ノードは 3 番ノードが 1 番ノードに送信した CTS パケットを受信する．2 番ノードはこの CTS 受信イベント情報をリストに保存することになる（図 3.7 ノード 2 のリスト 1）．また 1 番ノード及び 3 番ノードもそれぞれ送受信の情報をリストに保存することになる（図 3.7 ノード 1 及び 3 のリスト 1）．

次に 3 番ノードは基地局に 1 番ノードのデータを転送する．この場合も 3 番ノードと基地局の間で RTS/CTS が交換される．この場合には，1 番と 2 番のノードは 3 番の RTS パケットを受信することになるので，この情報をリストに保存する（図 3.8 ノード 1 及び 2 のリスト 2）．3 番ノードは自身の送信情報を記憶する（図 3.8 ノード 3 のリスト 2）．

1 番と同様に，2 番ノードが基地局へ自身のセンシングしたデータを送るために 3 番ノー

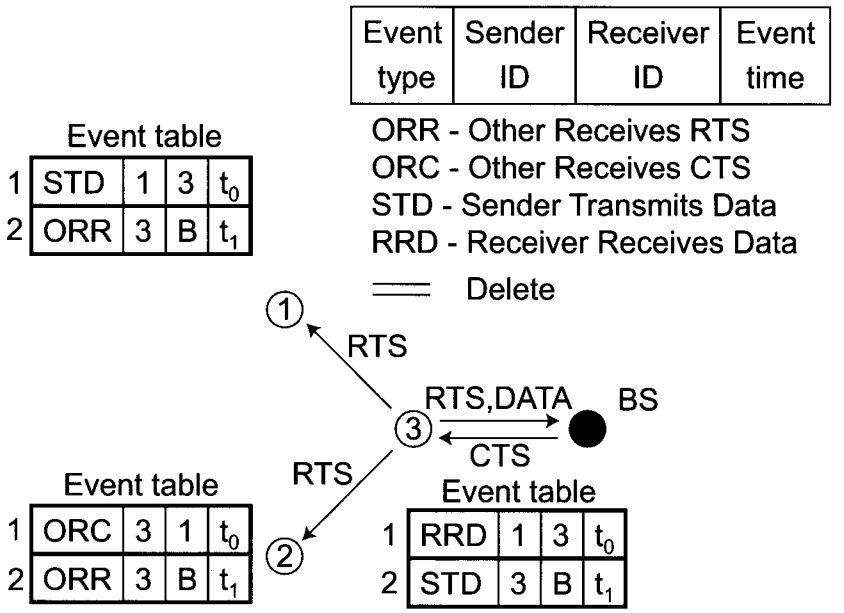


図 3.8 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信

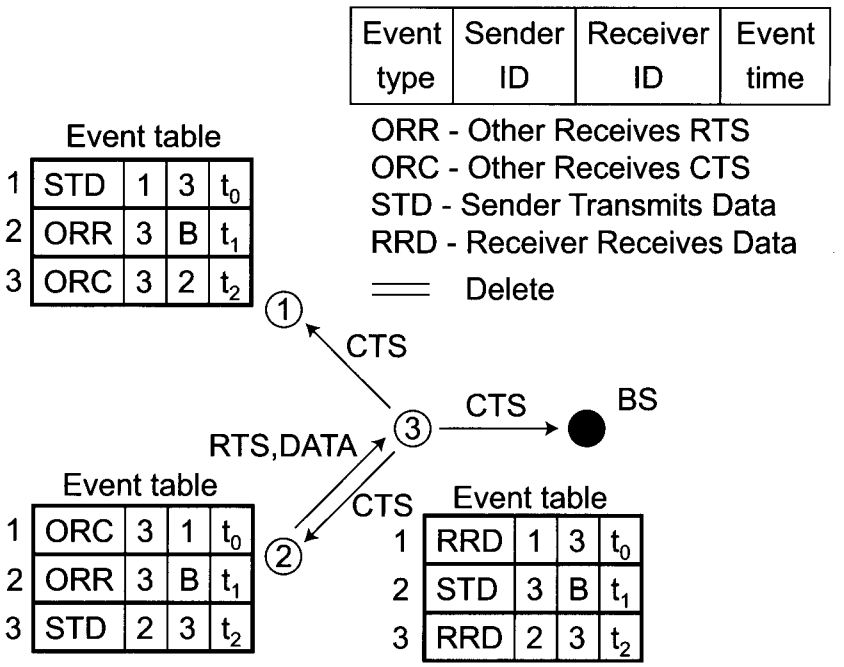


図 3.9 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 2 からセンシングデータをノード 3 へ送信

ドへデータを送信する．このときも先ほどと同様に RTS/CTS が交換され 3 番ノードの送信した CTS パケットを 1 番ノードが受信し，その情報をリストに保存することになる（図 3.9 各ノードのリスト 3）．

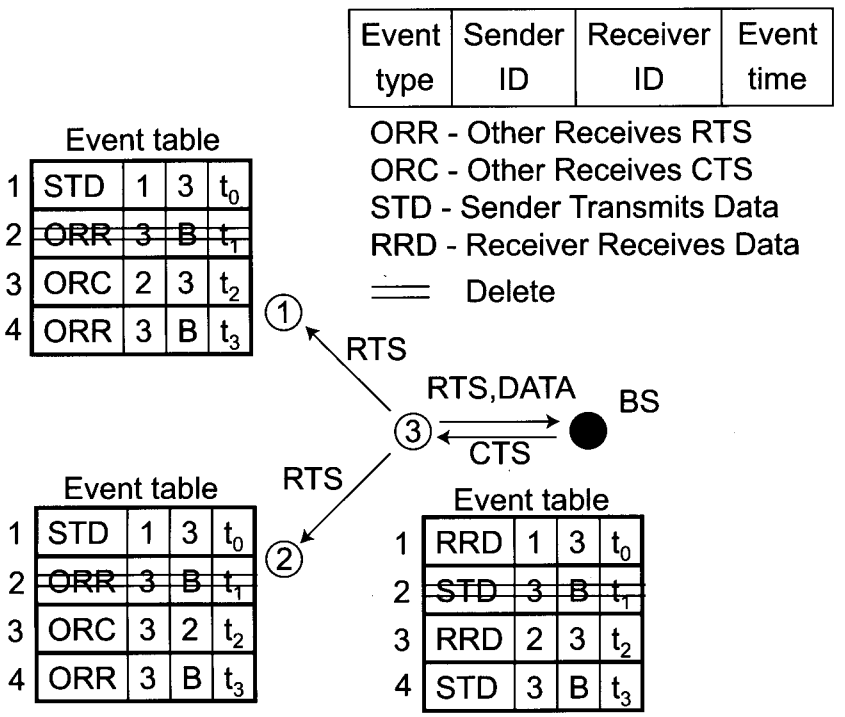


図 3.10 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 から中継データを基地局へ送信

さらに 3 番ノードは 2 番ノードのデータを基地局へ送信することになる．このとき 3 番ノードの RTS パケットを 1 番と 2 番ノードが受信する．ここで 1 番及び 2 番ノードは以前に 3 番ノードからの RTS パケットを受信しているので，以前の情報（図 3.10 リスト 2）を削除し新しい情報をリストに追加する（図 3.10 リスト 4）．

3 番のノードは 2 番ノードのデータ転送後，自分のセンシングデータも送信するためにもう一度 RTS/CTS 交換する．このときも 1 番及び 2 番ノードはリストにある古い情報（図 3.11 リスト 4）を削除し，新しい情報（図 3.11 リスト 5）を追加する．

最後に自分の送信以降の要素を削除する（図 3.12）．このリストは次のセットアップフェイズまで保持し続け，転送フェイズで使用される．

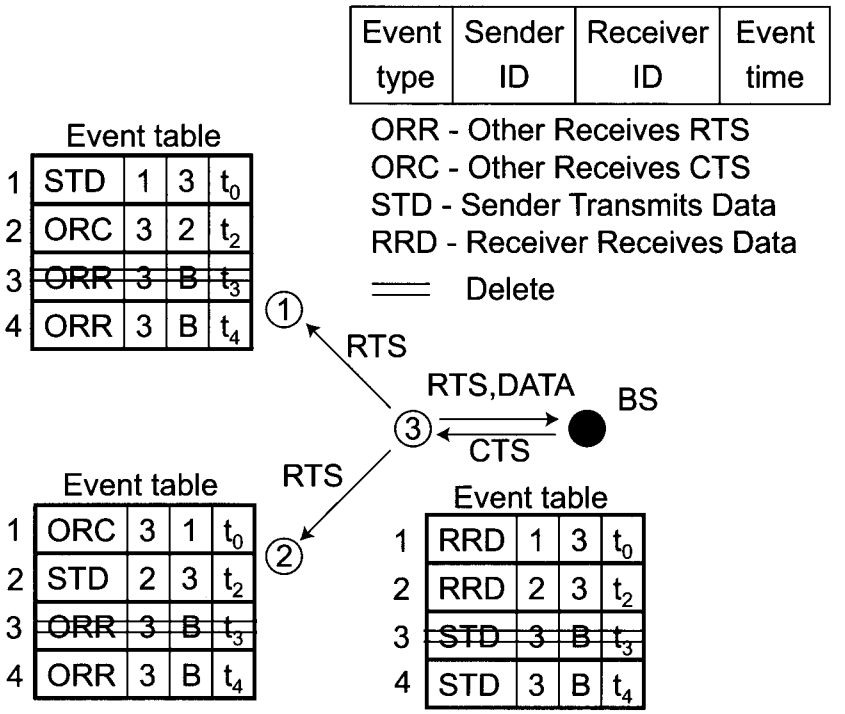


図 3.11 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：ノード 3 からセンシングデータを基地局へ送信

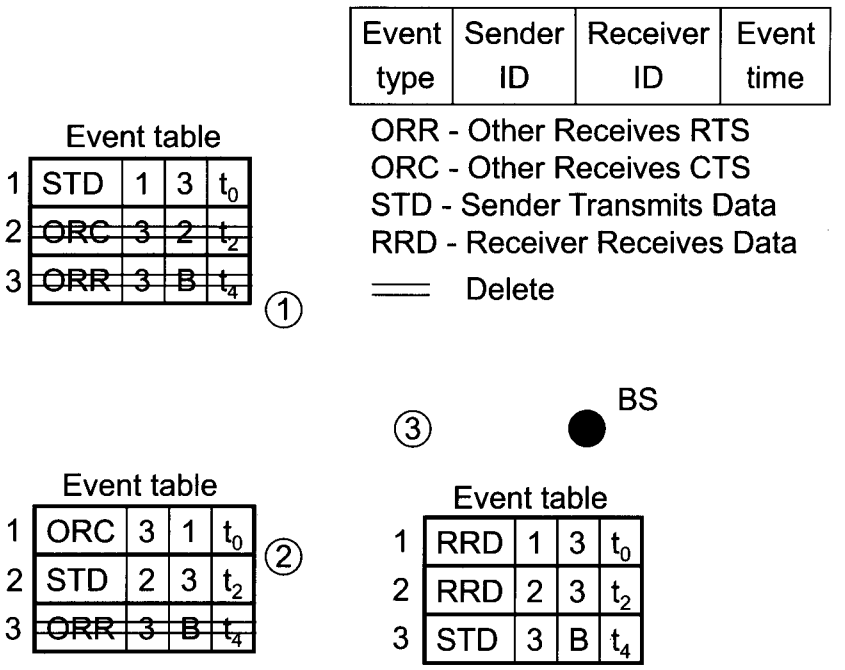


図 3.12 提案スケジューリングによるスケジュール作成の流れ：送信イベント以降のイベントを削除

3.3.2 転送フェイズ

転送フェイズではセットアップフェイズで構成されたリストに基づいて各ノードが送信する．まずリストの先頭に自ノードの送信イベントがあるノードからデータを送信する．MS 方式では，転送フェイズにおいても RTS/CTS 交換をおこなう．ここで，RTS/CTS を受信した受信ノード以外の周辺ノードは自分のリストの対象イベントにチェックを入れる．そしてチェックされたリストの次のイベントが自ノードの送信である場合，受信した RTS/CTS によるスリープの後すぐに自データの送信準備（RTS/CTS 交換）を開始する．送信が終了したノードは次のデータ収集開始時までスリープ状態となる．

図 3.13 から 3.15 の例を用いてこの動作を説明する．

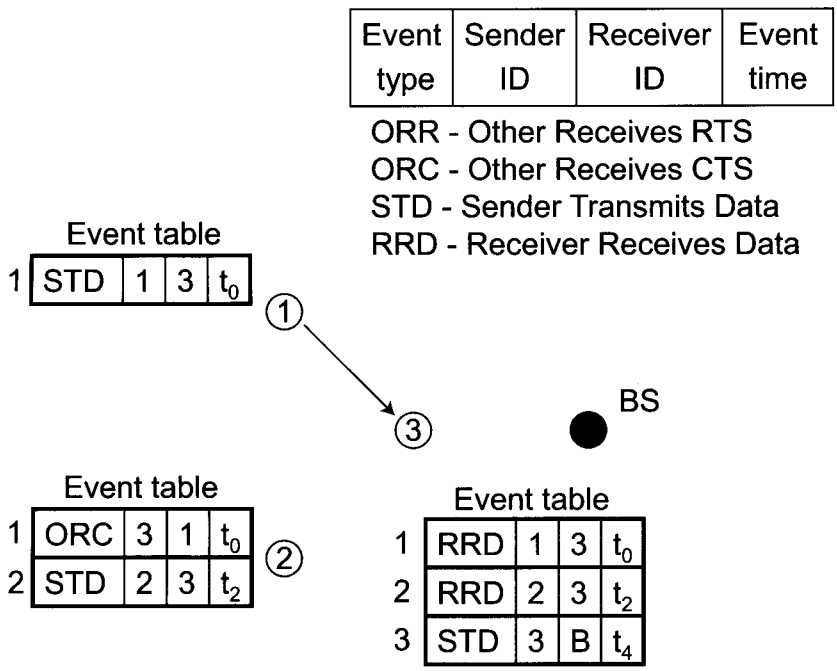


図 3.13 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード 1 からセンシングデータをノード 3 へ送信

まず各ノードの中でリストの先頭に送信するというイベントのある 1 番ノードがデータを送信する（図 3.13）．MS 方式では転送フェイズでも RTS/CTS 交換をしているため，2 番ノードは 3 番ノードの CTS パケットを受信する．CTS パケットを受信した 2 番ノード

はリストの先頭にあるイベントをチェックする．同様に3番ノードは自分のリストの受信イベントをチェックする．また3番ノードは1番のデータを保持しておく．1番ノードは次のスケジュールがないので，送信が完了（ACKを受信）した後に次のデータ収集までスリープする．

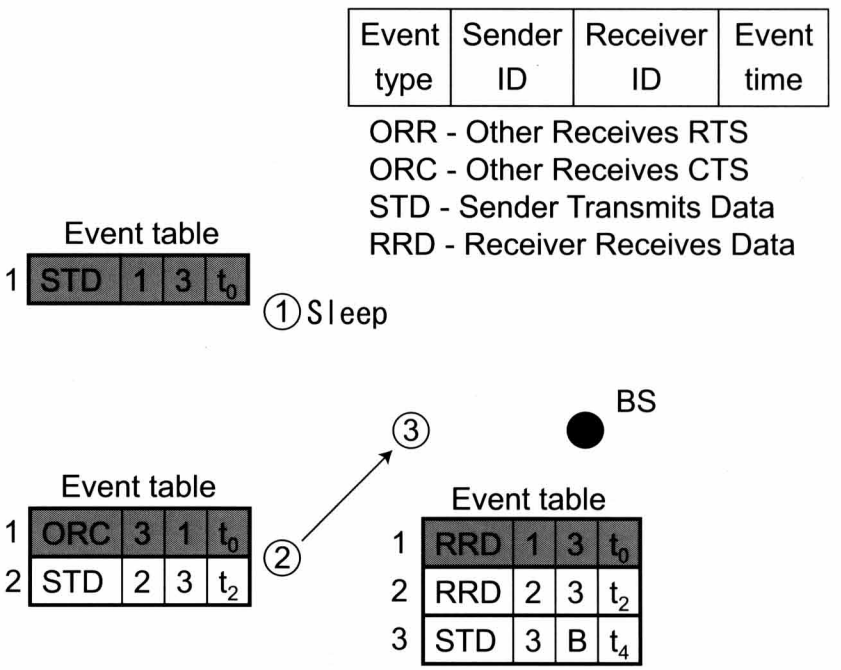


図3.14 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード2からセンシングデータをノード3へ送信

次に，リストの中でチェックが入っていない先頭のイベントに送信がある2番ノードがデータを送信する（図3.14）．3番ノードはリストの2番ノードからの受信イベントにチェックを入れる．2番ノードは次のスケジュールがないので，データ送信（ACKを受信）後に次のデータ収集までスリープ状態になる．

最後に3番ノードが1番及び2番のデータを集約して基地局へ送信する（図3.15）．3番ノードはデータ送信（ACKを受信）後スリープ状態となる．このようにセットアップフェイズでデータを送信できた順番にデータを送信することで，衝突を抑制され円滑にデータを収集することができる．また干渉や衝突などでRTS/CTSが受信できなかった場合やノードがバッテリ切れした場合では，リストが更新されないためにいつまでもデータを送信で

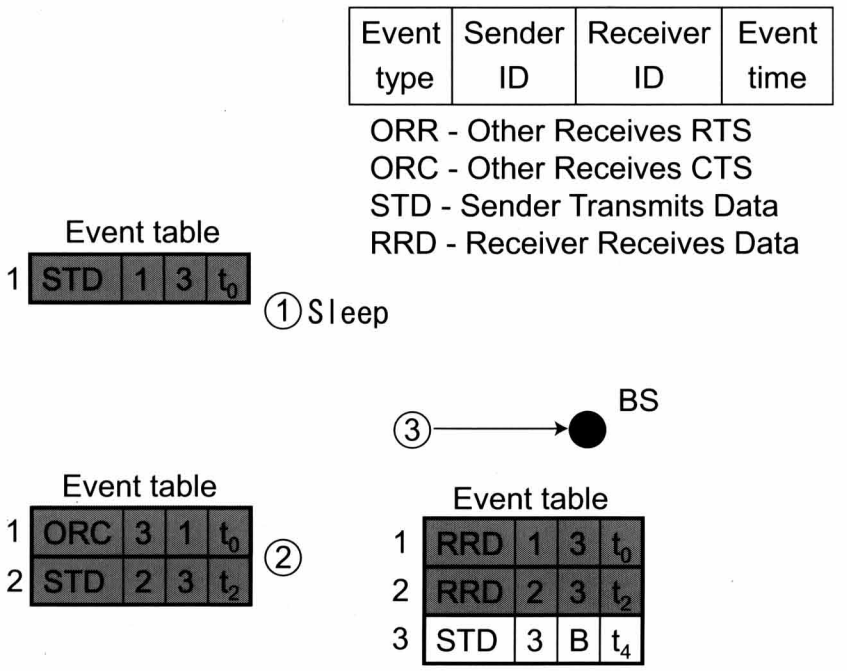


図 3.15 提案スケジューリングによる転送フェイズでの流れ：ノード 3 からセンシングデータと中継データを集約して基地局へ送信

きない．そこで，リストで記憶している自分のデータを送信できた時間になってもリストが更新されていない場合で，中継する全てのデータがそろっている場合はすぐにデータを送信する．またセットアップフェイズで送信した時刻になっても中継する予定のデータがそろっていない場合は，一定時間待機した後，データが全てそろっていなくてもそれまでのデータを集約し送信する．データがそろっていない状態で送信したノードはさらに一定時間待ち，それでもデータが届かない場合はスリープ状態となる．

本方式では PS 方式と異なり転送フェイズでも RTS/CTS 交換しているために，データの衝突回避が可能である．よってデータ送信に失敗した場合，一定時間後に再送する．PS 方式では RTS/CTS 交換せずすぐにデータを送っているために，衝突回避する手段がないため再送しない．

3.4 従来手法と提案手法の特徴の比較

PS 方式と MS 方式の特徴について比較する．PS 方式と MS 方式では以下のような 3 つ違いがある．

- MS 方式ではデータ送信エラーが生じても再送可能である．
- MS 方式では精度の高い時刻同期は不要である．
- MS 方式ではデータ集約を生かしたスケジューリングをおこなっている．

一つ目はイベント駆動型である MS 方式は時間によって送信時間が決められていないため，データ送信エラーが生じても再送できるということである．時間駆動型の PS 方式は，他のノードの送信スケジュールがわからないため，再送時にデータ衝突が起こらない時間に送ることができない．よって，他のスケジュールを乱さないためにも PS 方式では再送をおこなわない．

二つ目は PS 方式は時間駆動であるため，ノード間の時刻同期を保つ必要があるということである．これに対し MS 方式は他のノードの送信イベントによって自分の送信時期を決定するので精度の高い時刻同期は不要である．

三つ目は PS 方式は集約の可能性を最大限に生かしていないことである．PS 方式では同じ経路を通るパケットがあったとしてもいったん決まったスケジュールを保ち，個々にデータを送信する．これはデータを集約してしまうと送信時間が長くなり，後ろのスケジュールに影響を及ぼすためである．これに対し MS 方式ではイベント駆動型であり，後ろのスケジュールは前の送信が完了するまで起こらないので集約することができる．

以上のようにイベント駆動型スケジューリングは制御パケット（RTS/CTS）のオーバーヘッドがあるものの，時間駆動型に比べ柔軟性が高く，応用性の高い方式である．

3.5 シミュレーション評価

本節では従来方式と提案方式をシミュレーションにより比較する．このときロジーな環境とロジーでない環境について比較する．ロジーな環境とは，センサノード以外による他の物体からの電波などによって，通信に干渉が起こるような環境である．まずシミュレーションのモデルについて述べる．そしてシミュレーション結果及び考察を述べる．

3.5.1 シミュレーションモデル

シミュレーション条件を表 3.1 に示す．フィールドの中心に基地局を置き，センサノードを一様分布に従ってランダムに配置する．また基地局はデータを 10 回収集するごとに interest パケットをフラッディングし経路を再構成するものとする．さらに MS 方式は集約方法に依存しないので，ここでは応用性の高い線形集約を用いて検証する．なお，完全集約の場合は集約を積極的におこなう MS 方式が PS 方式より有利になる．

表 3.1 シミュレーション条件

Simulator	QualNet
Simulation time	450,000 seconds
Number of nodes	100
Field size	100 m * 100 m
Data sample period	900 second
TX range	20 m
TX power	800 μW
RX power	500 μW
Sleep power	0.5 μW
Buttery size	0.5 J
Network protocol	Tiny Diffusion
MAC protocol	Low Power Listening
Data aggregation scheme	Header aggregation
Header size	32 bytes

3.5.2 シミュレーション結果

ロジーでない環境

図3.16にロジーでない環境でのMS方式，PS方式，スケジューリングなしの場合における時間ごとの稼動ノード数を示す．パケットのペイロードサイズは16bytesである．この図からPS方式がMS方式を上回っている時間があることがわかる．しかし通常基地局周りのセンサノードが先にバッテリ切れとなるため，この時間以降は基地局にデータはほぼ届かないと考えられる．そこで本研究でのライフタイムは最初のノードがバッテリ切れを起こすまでの時間とする．MS方式のライフタイムは，スケジューリングなしに対して約3.5倍，PS方式に対しては約2倍伸びていることがわかる．ライフタイム向上の要因としては，MS方式はPS方式に比べ積極的に集約しており，パケットの集約による消費エネルギーの削減効果が大きいためと考えられる．

またスケジューリングにより送信終了後すぐにRF回路の電源をオフにできることもライフタイム向上の要因の一つであると考えられる．本検討で用いているLPLはRF回路の電源をオン・オフする間欠動作しているため，スケジューリングしない場合でもアイドル時間のほとんどはスリープ状態になっている．しかし，たとえLPLを用いてもアイドル時間は存在し，アイドルリスニングよる電力消費は無視できない．スケジューリングは積極的にスリープ状態となることで，このアイドルリスニングによる消費電力を大きく削減することができる．

また，データ収集1回あたりの平均RTS/CTSの送信エラー数及び，データ送信回数を表4.1に示す．スケジューリングなしに比べ両スケジューリング方式のRTS/CTSエラー数は非常に少ない．これはスケジューリングによってデータを同時に送信することがなく衝突が減ったためである．また，MS方式はPS方式に比べデータ送信回数が少ない．これは集約によって送信回数が減っているためである．この2点からも，MS方式は低消費電力なスケジューリング方式であるといえる．

次に，ペイロードサイズを変化させた場合の結果を図3.17に示す．図3.17から，ペイ

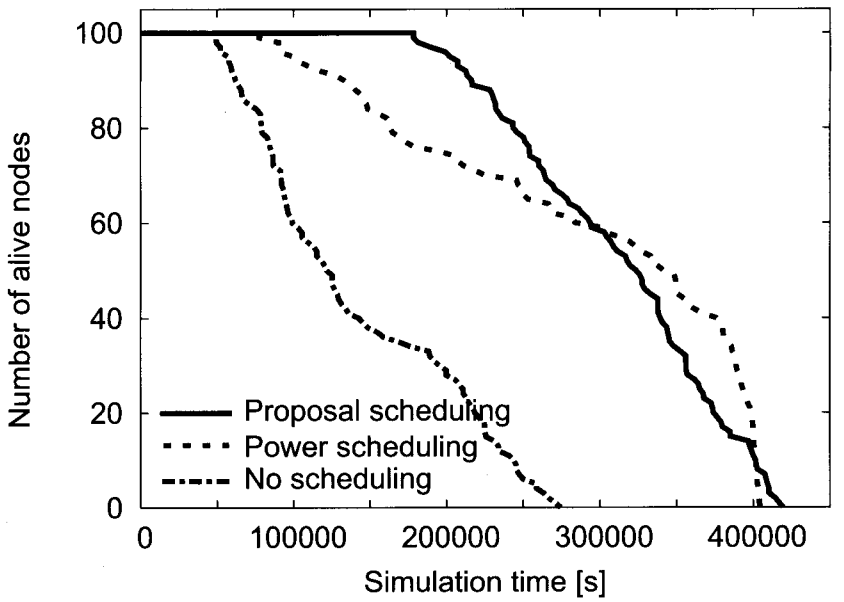


図 3.16 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについてのライフタイムの比較

表 3.2 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについてのRTS/CTS の送信エラー回数とデータ送信回数の比較

	RTS error	CTS error	data trans.
Multi-layer scheduling	0.6	0.0	116.2
Power scheduling	0	0	256.6
No scheduling	12.3	0.2	261.7

ロードサイズが小さいほど MS 方式は効果があることがわかる．またペイロードサイズが大きくなるにつれ，MS 方式と PS 方式との差はなくなることがわかる．これはペイロードサイズが大きくなるにつれヘッダ集約の効果が小さくなるからである．しかしセンサネットワークでは，センシングしたデータサイズは小さいものと考えられており，ペイロードサイズとヘッダサイズはほとんど変わらないことが多い．したがって MS 方式によるデータ集約は効果がある．

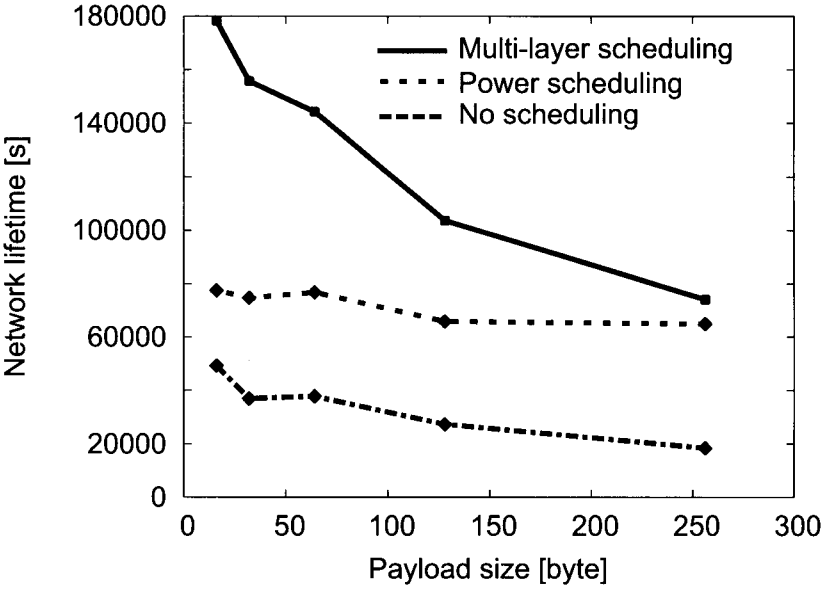


図 3.17 スケジューリングなし・Power Scheduling・提案スケジューリングについてのペイロードサイズを変化させた場合の比較

ロジーな環境

ワイヤレスネットワークでは距離による電波の減衰以外に，シャドウイングやフェージングによる減衰がある．シャドウイングは物体によって直接波が遮られてしまう場合に起こる．またフェージングは自分自身の波が様々な方向から届くマルチパスフェージングや他の物体からの電波による干渉でる．このような環境で各スケジューリングを用いてシミュレーションをおこなった．

図 3.18 は基地局での総データ到着数を示している．ここでラウンドはデータ収集の回数を示している．MS 方式は PS 方式に比べ 1 回あたりのデータ到着数が平均で 44% 多く，最終的なデータ到着数も多いことがわかる．また図 3.19 は 1 回あたりのデータ収集率を示している．これらの結果からロジーな環境でも MS 方式は 1 回あたりのデータ収集率が高いことがわかる．これは MS 方式ではシャドウイングやフェージングのために失敗したデータ転送を再送しているからと考えられる．

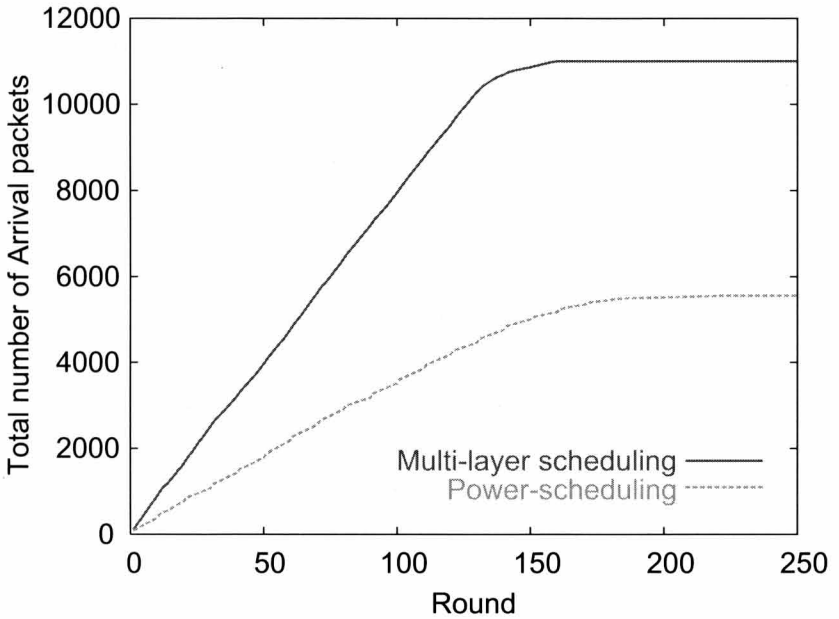


図 3.18 Power Scheduling と提案スケジューリングのロジーな環境下における収集回数ごとの総到着パケット数の比較

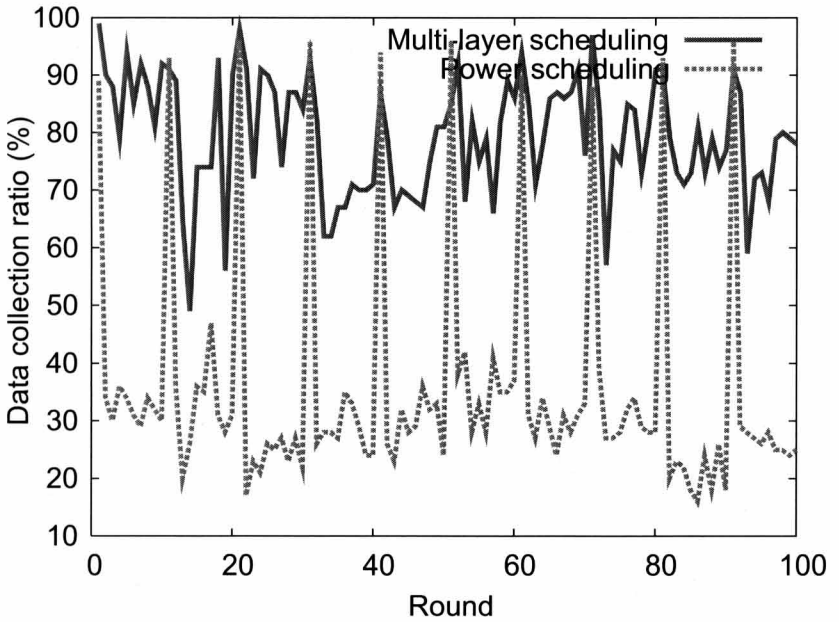


図 3.19 Power Scheduling と提案スケジューリングのロジーな環境下における各収集回毎の到着パケット数の比較

3.6 結言

従来研究として時間駆動型データ送信スケジューリングが提案されていた．しかし時間駆動型のスケジューリングは再送ができないことや時間同期が必要であること，また，データ集約を生かしきれていないといった問題があった．

そこで本研究では時間駆動ではなくイベント駆動型のスケジューリング方式を提案した．提案方式では，RTS/CTS に基づいたイベント駆動型スケジューリングによって再送・時間同期・データ集約といった問題を解決した．これによりデータトラフィックの削減，オーバーヒアリングの回避，アイドルリスニングの削減を実現した．

シミュレーションによって比較した結果，ロジーでない環境で，提案方式は従来方式に比べシステム可用時間が 2.2 倍向上し，従来方式に比べ有効であることを示した．またロジーな環境でも提案方式は従来方式よりパケット到着数が 2.2 倍多く，優位であることを示した．

第4章

マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御 –ネットワーク層とデータリンク層との協調設計–

4.1 緒言

本章ではオーバーヒアリングの回避とアイドルリスニング削減のためのマルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御を提案する．センサノードは，データを受信していない時に受信機を駆動させ続けるアイドルリスニングによって大半の電力を消費する．間欠動作プロトコルでは定期的にノードをスリープ状態にすることで，アイドルリスニングを削減している．そこで，我々はセンサノードの低電力化のために間欠動作プロトコルを用いる．しかし，従来の間欠動作プロトコルには，オーバーヒアリング，高遅延といった問題がある．これらの問題を解決するに，ネットワーク層の複数経路とデータリンク層の複数起動周期を組み合わせることで，アイドルリスニングやオーバーヒアリングを削減する．

4.2 従来方式の問題点

従来方式である Isochronous-MAC（I-MAC）[12] は長波帯標準電波を用いて時刻同期をおこなっている．I-MAC では間欠動作によって，大幅にアイドルリスニングを削減することができる．しかし，このような間欠動作プロトコルには問題が存在する．また，経路制御の従来方式である Directed Diffusion がある [2]．Directed Diffusion は複数の経路の中からもっとも遅延が短い経路を用いてデータ送信をおこなうプロトコルである，本節では，I-MAC で発生する遅延，オーバーヒアリングについて説明する．

4.2.1 遅延

図 4.1 に I-MAC と Low Power Listening（LPL）[15] の起動周期と遅延の関係を示す．遅延は全データを収集し終わるまでの時間を表している．グラフより，I-MAC，LPL 共に起動周期を長くするに連れて，遅延が増大していることが理解できる．間欠動作プロトコルは起動周期を長くしアイドルリスニング時間を削減することで低消費電力化を実現している．しかし，アプリケーションによってはセンシングデータの情報伝達は低遅延であることが望まれる．例えば，地震や火事などの被害状況はすぐに伝達される必要がある．

そこで適応的に起動周期を変化させ，遅延性能を向上させる方法が提案されている [16]，[17]．しかし，これらの方法ではトラフィックが増大した際に対応しきれない可能性がある．

4.2.2 オーバーヒアリング

間欠動作をおこなう MAC プロトコルは隣接ノードと通信を確立するためにデータ送信の前にプリアンブルを送信する必要がある．プリアンブルを受信したノードは RF 回路を起動させ続け，データを受信する準備をする．しかし，これによってデータ通信に関係のないノードまでデータを受信してしまう．これをオーバーヒアリングという．この解決策として RTS/CTS メッセージなどの制御パケットを使用することで，隣接ノードは RTS メッ

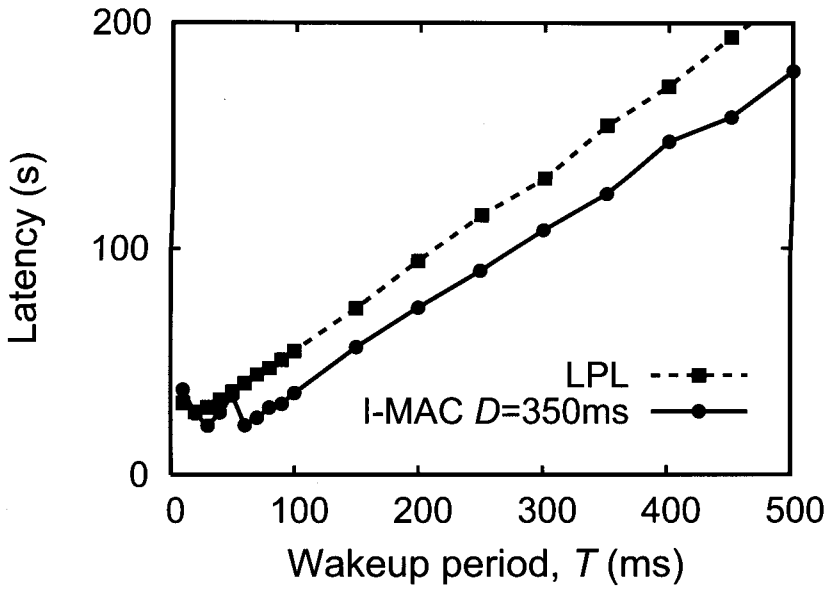


図 4.1 I-MAC と LPL における遅延と起動周期の関係

セージを受信した時点でスリープできる．一般的にセンシングデータに比べ RTS メッセージはデータ量が少ないため，オーバーヒアリングによる電力消費を抑えることができる．しかし，I-MAC では RTS/CTS メッセージの使用を想定していない．その理由を図 4.2 を用いて説明する．ノード B がノード C に対してデータを送信したい時，まずプリアンブルを送信することによって隣接ノードを通信可能状態にする．その後，RTS メッセージを送信して通信に関係のないノードをスリープさせる．RTS メッセージを受信したノード C は CTS メッセージを送信する．しかし，この時点でノード B 以外のノードはスリープをしている可能性が高い．つまり CTS メッセージはその機能を果たすことができない．これは I-MAC に限ったことではなく，間欠動作をおこなうプロトコル全般にいえることである．

4.3 提案手法

本研究では，I-MAC での問題点を解決するために，マルチ起動周期メディアアクセス制御，マルチパス経路制御の二種類の方式を提案する．以下にそれぞれの説明を説明をおこなった後，二種類の制御方式の統合について述べる．

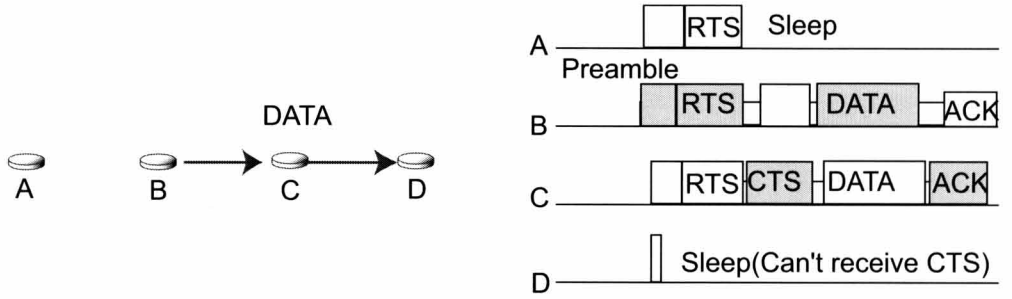


図 4.2 I-MAC における RTS/CTS 交換を利用したデータ送信のタイミングチャート

4.3.1 マルチ起動周期メディアアクセス制御

我々は従来の I-MAC の起動周期とは別にもう一種類の起動周期を導入する．図 4.3 に示すように，この方式では起動する回数を変更して各起動周期を定義する．以下，タイプ A を low wakeup frequency（low）モード，タイプ B を high wakeup frequency（high）モードとする．起動周期を複数用意する目的は，通信時は high モードで通信することでトラフィックが増大したときにでも低遅延を保証し，それ以外は low モードで動作することによって電力消費を抑制するためである．Low モードと high モードはそれぞれ以下の状況時に使用する．

- low モード
  - interest メッセージの送信時.
  - データ送受信に無関係の時間.
- high モード
  - データ送受信に関係している時間.

図 4.4 を用いて具体的に二種類のモードの使用方法を説明する．この方式ではデータ送信に関わりをもつノードのみが，通信時刻 t になると high モードへ移行する．逆に関わりのないノードは常に low モードで動作する．センサネットワークでは，全ノードが通信に関わるわけではなく，パス上のノードだけが通信をおこなう．データ送信ノードの決定方

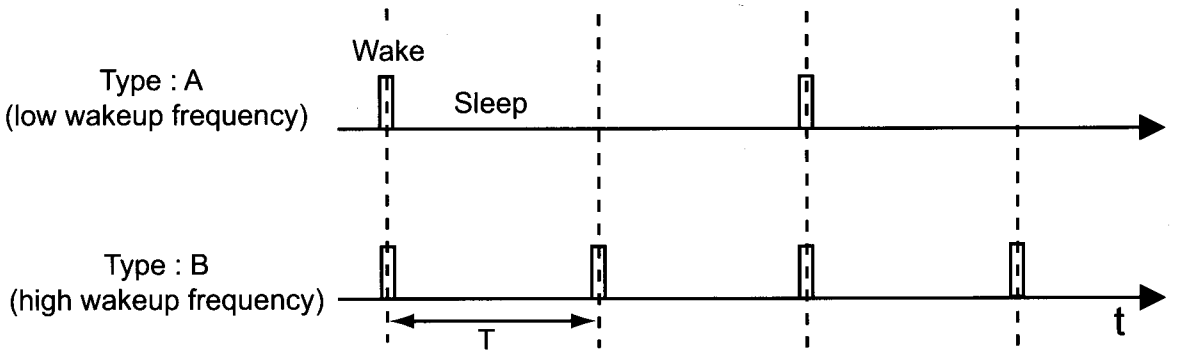


図 4.3 Low モードと High モードの起動周期タイミングチャート

法は後に説明する．今回は，通信に関係のあるノードを A，B，C，D，無関係のノードを E とする．まず，A は時刻 t になると C に対してデータを送信する．C からは ACK が返信される．A はこれ以上送信するデータがないため，high モードから low モードへと移行する．B も同様の動作で low モードとなる．ここで注意すべきことは，A は ACK を受信した直後のサイクルで起動しなかったのに対して，B は起動している点である．マルチ起動周期では，high モードの起動周期を 1 として起動タイミング毎に内部のカウンターを 1 ずつ増加させる．例えば，low モードは high モードの半分だけ起動するとすれば，起動周期は 2 となる．各ノードは内部カウンター値を起動周期で割り，割り切れた場合は起動する．これにより，low モードに移行するタイミングがずれることになる．今回は，データ集約は仮定していないため，C は A と B からのデータを別々に D に送る．そして，両データの送信が終了すれば low モードへと移行する．また，もし一定時間 T_{timer} 待っても到着予定のデータを受信することができれなければ，low モードへと移行する．

センサネットワークでは，シンクが要求したイベントに対して数回データを送信するアプリケーションが多々考えられている．例えば災害アプリケーションを考えた場合，被害状況は刻々と変化するため，データは定期的に送られることが望ましい．そこで，このようなアプリケーションを想定し，データ送信ノードを決定する．まずソースは初期データを送信する時のみ，ヘッダにデータ送信回数，送信間隔，初期データ送信時間を付加する（図 4.5）．データを受信したノードはソースの初期データ送信時間と送信間隔より通信開始

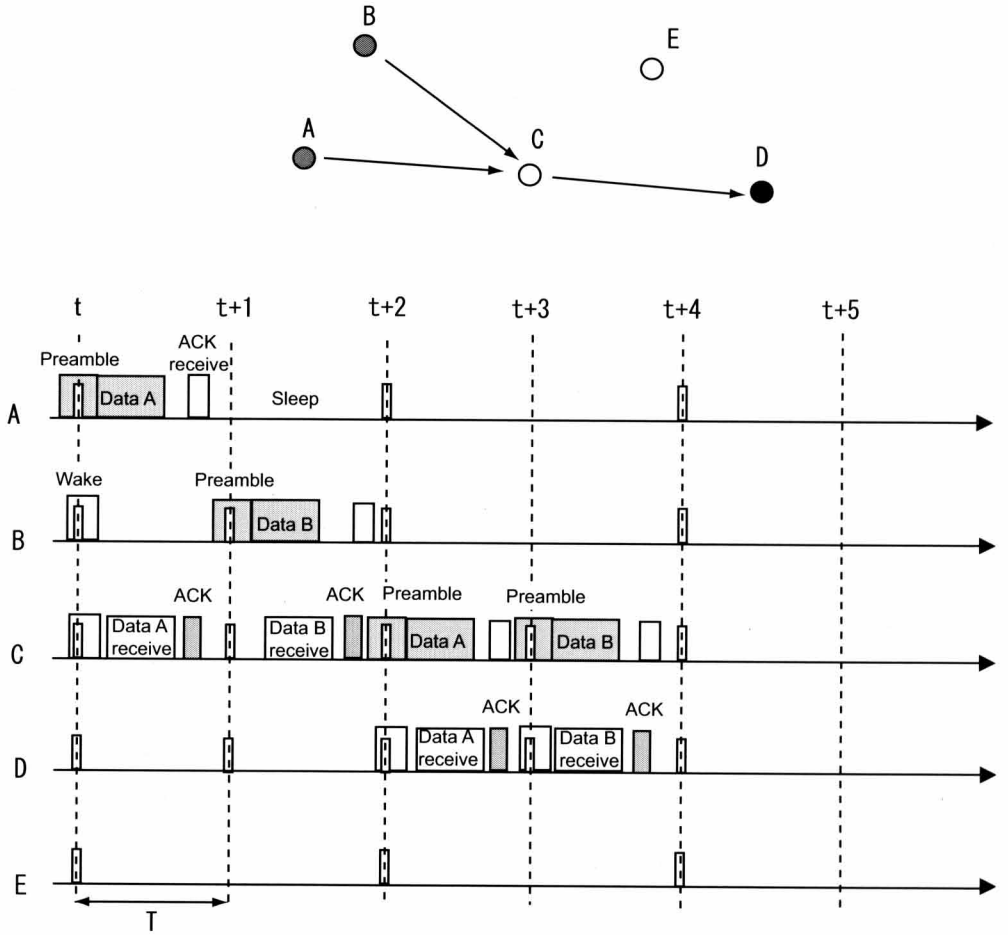


図 4.4 Low と High モードが混在したデータ転送例のタイミングチャート

時間を計算し，その時間になると high モードで動作する．以降，データ送信回数分だけこの動作を繰り返す．初期データを送信時に，データを受信したノードはデータを送信してきた全隣接ノード ID を保持しておく．これにより，次回からどのノードからデータを受信するかを把握することができ，保持している全ノードからのデータ受信，または中継が終了すれば low モードへと移行できる．もし，一定時間 T_{timer} 待っても到着予定のデータを受信することができなければ low モードへと移行する．また図 4.6 に示すように次の通信開始時刻までに到着予定のデータを受信することができなければ，次の通信開始時にそのノードをリストから削除する．つまり，リストを更新することで適切に low モードへと移行できる．

マルチ起動周期のもう一つの利点は，オーバーヒアリングを削減できることである．本来，データを送信する場合，送信先ノードのみが起動してデータを受信することが望ましい．そこで，通信に関係のあるノードと無関係のノードが別々の起動周期で動作することによって，通信に関係のないノードまで同時に起動しデータを受信することを避ける．図4.4では，Eがその例として挙げられる．また，通信終了に合わせてAやBも起動周期をlowモードへと移行するため，オーバーヒアリングを削減できる．

4.3.2 マルチパス経路制御

我々はマルチ起動周期の他に，マルチパス経路制御方式を導入する．マルチパスを形成するには，各ノードが保持しているホップ数より小さいホップ数でinterestメッセージを送信してきたノードをデータ送信先候補とすればよい．これにより，定期的にパスを変更することで，データ送受信に消費する電力を分散させ，ネットワークシステム可用時間を向上させることが可能となる．また，送信先のノードの一つが故障や電池切れなどで通信不

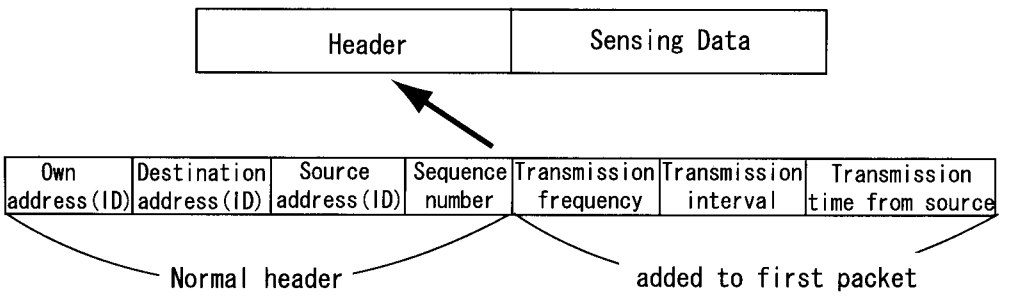


図4.5 データパケットの構造

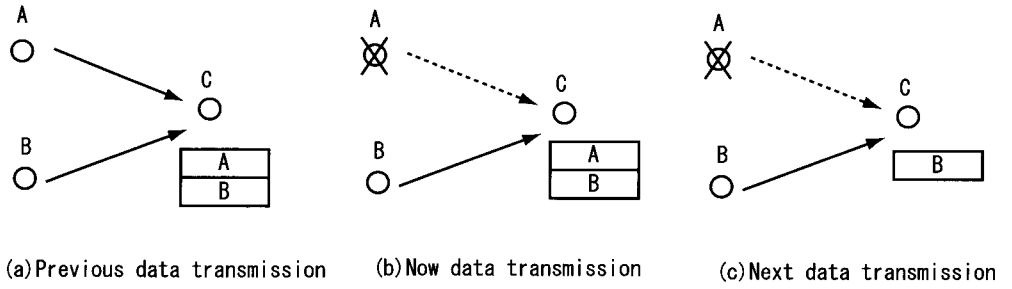


図4.6 ノード通信不可時の到着予定データリストの更新方法

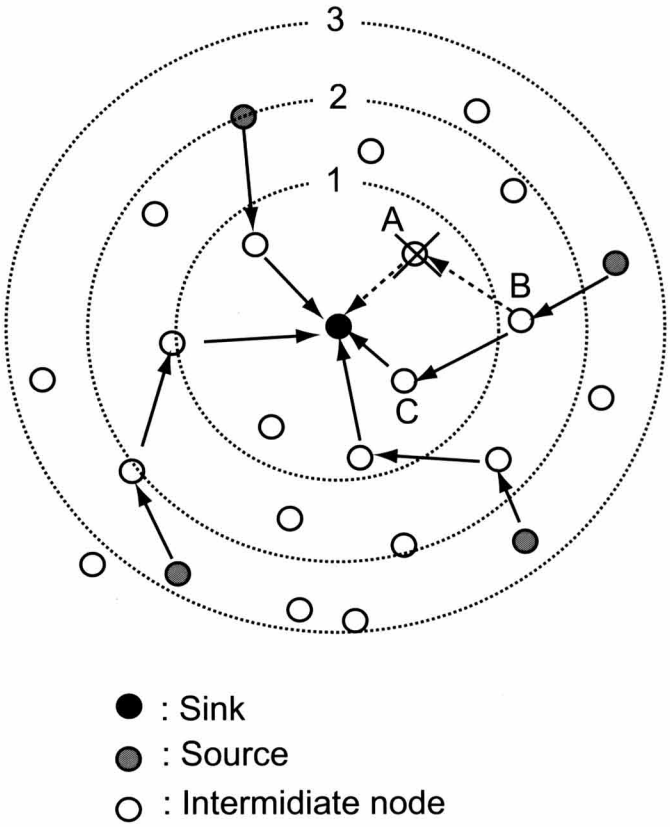


図 4.7 複数経路制御時の通信経路変更

能状態に陥った場合，複数の経路を保持しているノードは転送先を変更することでデータ送信を即座に復旧することができる．図 4.7 のように A が通信不能状態に陥ったとしても，B は C をデータ送信先に変更することでデータ送信を続行できるようになり，ロバスト性を向上させることもできる．また，提案方式では，ノードは過去に何回データを送信したかを各送信先ノード毎に記録しておき，最も送信回数が少ないノードを送信先に決定する．

4.3.3 提案方式の統合

二種類の提案方式の統合を考えた時，できる限りお互いの長所を維持することが望ましい．以下に二種類の提案方式を統合した場合の動作について説明する．

マルチ起動周期を用いた場合，最初のデータ送信時にヘッダに付加情報を埋め込む．これにより，データを受信したノードはいつ high モードに移行する必要があるかを学習し次

のデータ送信から低遅延通信をおこなう．マルチパス経路制御を組み込む場合，データ送受信の負荷を分散させるためにパスを定期的に変更する．この時，初期データ送信時と同様にヘッダに付加情報を埋め込み，次回からのデータ送信時に high モードへ移行できるようにする．

マルチパス経路制御を組み合わせた場合に注意する点は異なるモード同士のノードが通信をする可能性があることである．図 4.7 を用いてその状況に陥る場合について説明する．B は本来の送信先である A にデータ送信を試みる．もし，数回再送をおこなっても A からの ACK を受信できない場合は，送信先を C へと変更する．しかし，C はデータパスとして指定されていないため，low モードで動作している．もし，A が high モードのままデータ送信を C に試みれば，C と同時に起動する確率は以下のようになる．

$$\text{同時起動確率} = \frac{high\ \text{モードでの起動周期}}{low\ \text{モードでの起動周期}}. \tag{4.1}$$

Low モードの起動周期が high モード時の二倍だとすれば，同時起動確率は 1/2 となる．Low モードでの起動周期が長くなるほど，消費電力を削減することができるが，通信できるタイミングが少なくなる．隣接ノードの状態を保持すれば，送信候補先から high モードで動作している候補を選択できる．しかし，そのためには膨大なメッセージをやり取りする必要があり，電力を大幅に消費する．よって，この方法を適応するのは好ましくない．そこで，ある一定回数以上の再送した場合は low モードへと移行し，送信先を変更する．これにより，送信先がどちらのモードで動作していてもデータ送信のタイミングは一致させることができる．また，再送により送信先を変更する際は以前に受信したデータ送信回数，送信間隔，初期データ送信開始時間をヘッダに埋め込み送信する．データ送信回数は残りの送信回数とする．これにより，再送データを受信したノードは次回の通信時から high モードで動作することが可能となる．

4.3.4 統合型提案方式の特徴

統合型提案方式の特徴として，以下の 4 点が挙げられる．

- High モード動作により低遅延で送信することができる.
- データ通信に関係ないノードを Low モードにすることでアイドルリスニングを削減することができる.
- ノードによって異なる起動周期をもつのでオーバーヒアリングを削減することができる.
- 複数経路によるトラフィック分散によりネットワークの可用時間を向上することができる.

しかし，統合型提案方式では初期データ送信時，送信先変更時に付加情報を必要とする．つまり，負荷集中削減と遅延はトレードオフの関係にあり，慎重にパス変更期間を決定する必要がある．

4.4 シミュレーション評価

本節では従来方式と提案方式をシミュレーションにより比較する．まずシミュレーションモデルについて述べる．そしてシミュレーション結果及び考察を述べる．

4.4.1 シミュレーションモデル

シミュレーション条件を表 4.1 に示す．一度も同期をしなかった場合の一日の最大クロックドリフトを 350ms として，一日に 50 回同期をする．提案方式では初期データ送信時，データ送信先変更時に 16Byte の情報をヘッダに付加する．

データ送信に失敗した場合，15 回まで再送をおこなう．提案方式では 6 回再送に失敗すると起動周期を high モードから low モードへと移行し，送信先を変更する．また high モードへ移行してから 500s 秒経過しても全データを受信することがなければ強制的に low モードに戻す．またシミュレーション結果は，30 回の試行回数の平均をとったものである．

モードの起動周期を決定するにあたって以下を参考にした．図 4.8 に各起動周期におけるネットワークシステム可用時間の関係を示す．横軸をシミュレーション時間とし，縦軸をデータの到着比率とする．データ到着比率とは 10 個のデータのうち何個がシンクまで

表 4.1 シミュレーション条件

Simulator	QualNet
Simulation time	450,000 seconds
Number of nodes	100
Field size	100 m * 100 m
Data rate	19.2 kbps
TX range	20 m
TX power	24.75 mW
RX power	13.5 mW
Sleep power	15 μW
Synchronization power	90 μW
Clock drift	350 ms
Control packet size	16 bytes
Payload size	64 bytes
Header size	32 bytes

到達したかを比率で表したものである．図 4.8 より起動周期を長くするに連れてシステム可用時間が延びていることが理解できる．しかし，起動周期を 800ms より大きく設定してもネットワークシステム可用時間の改善が小さい．I-MAC ではプリアンブル長が一定のため，起動周期を長くしてもある起動周期を境にノードの消費電力は一定となる．図 4.9 では各起動周期に対する遅延の関係を表している．遅延は，ソースからシンクにデータが到達するまでに要する平均時間を示している．I-MAC ではクロックドリフトの関係で最も短い起動周期は 100ms となる．そのため high モードの動作は 100ms と設定する．Low モードの決定はアプリケーションに依存するが，起動周期を長くし過ぎても大幅な消費電力削減は見込めず，

4.4.2 シミュレーション結果

ネットワークシステム可用時間

■提案複数起動周期のみを適用した場合 図 4.10 はシングルパス経路制御における起動周期が 800ms とマルチ起動周期のシステム可用時間を示している．マルチ起動周期では，起動周期を 100ms で動作している時間が存在するため，その間より電力を消費する．しかし，二種類の起動周期を組み合わせることによって，各ノードのオーバーヒアリング数を

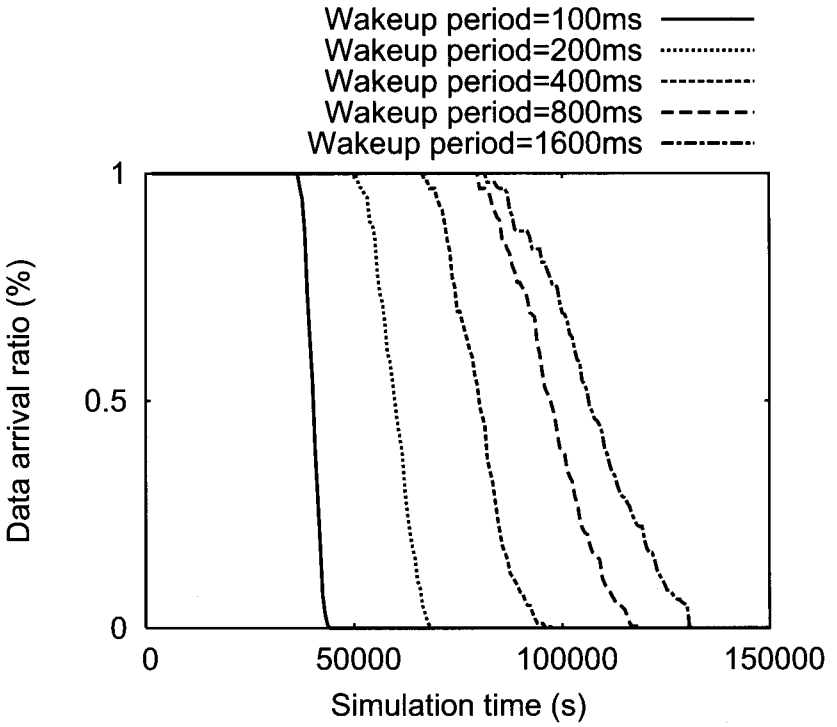


図 4.8 起動周期の変化によるネットワークライフタイムの比較

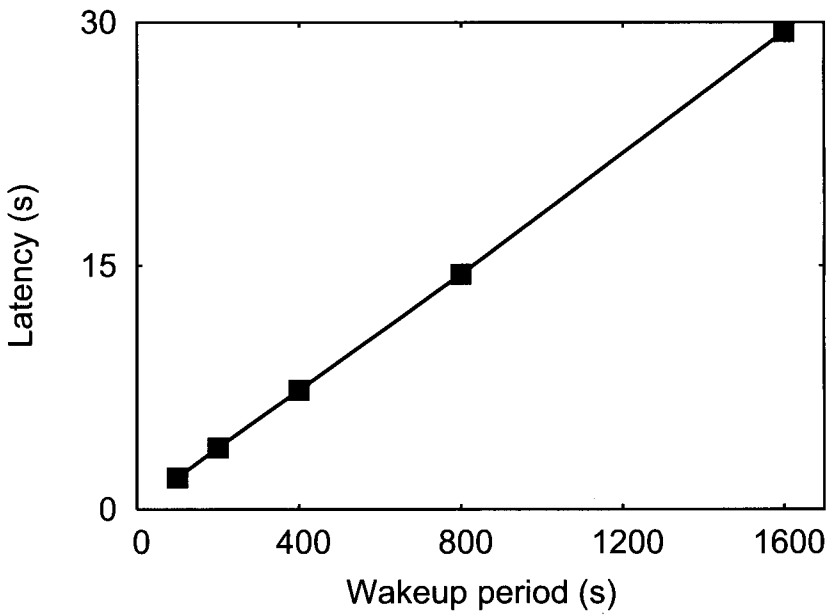


図 4.9 起動周期の変化による遅延の変化

減少させている．そのため，起動周期が 800ms で動作している時と同等のネットワークシステム可用時間の達成に成功している．ここで本論文では，データ到着率が 0.9 未満になるまで，ネットワークシステムは正常に稼動していると定義する．Tab.4.2 に起動周期が 800ms の場合とマルチ起動周期方式でのオーバーヒアリング数を示す．オーバーヒアリング数は 10 回データを送信した時のノード一個あたりの平均である．マルチ起動周期は起動周期が 800ms の場合に比べ，オーバーヒアリング数を約 72% 削減している．

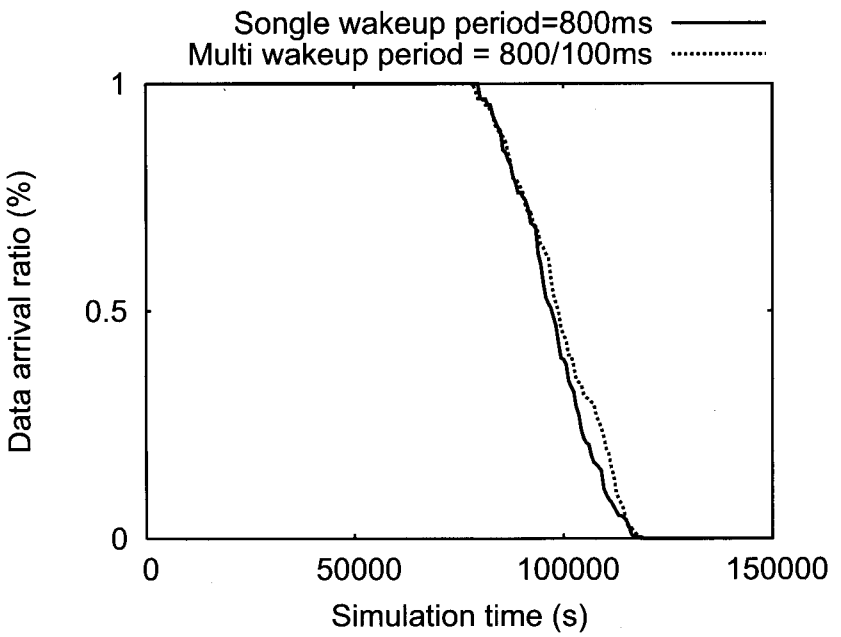


図 4.10 従来手法（起動周期 800ms）と複数起動周期のみ（起動周期 100（Low）/800（High）ms）を適用した場合のライフタイム

表 4.2 従来手法（起動周期 800ms）と複数起動周期のみ（起動周期 100（Low）/800（High）ms）を適用した場合のオーバーヒアリング回数

	Number of overhearing
Wakeup period=800ms	30.4
Multi wakeup period	8.5

■複数経路制御のみを適用した場合 次にマルチパス経路制御の場合におけるシステム可用時間について述べる．図 4.11 に起動周期が 800ms の時とマルチ起動周期でのパス変更

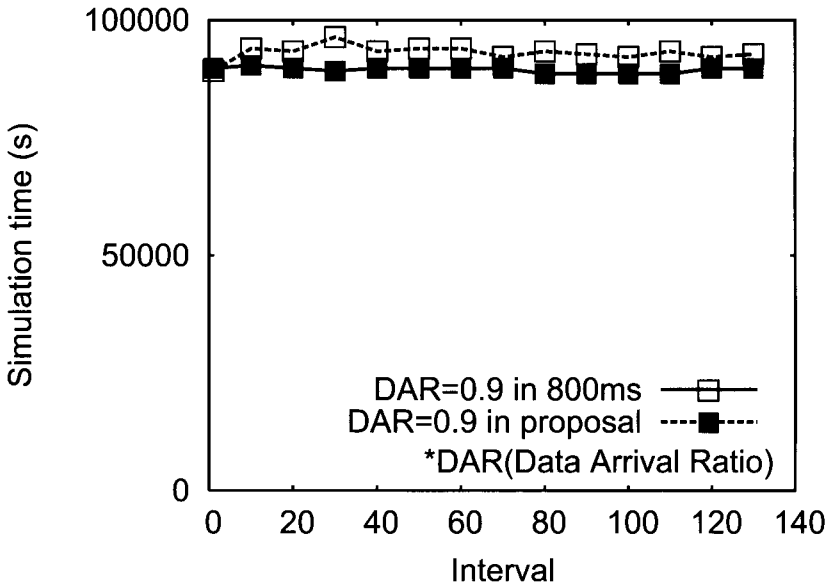


図 4.11 従来手法と複数経路制御のみを適用した場合のパス変更の間隔とライフタイムの関係

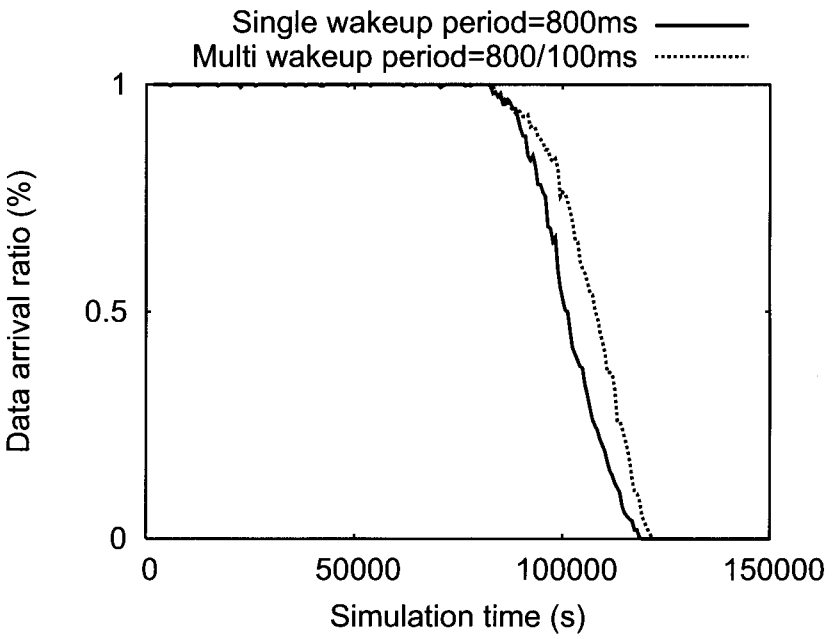


図 4.12 従来手法と複数経路制御のみを適用した場合のライフタイム（interval=30 回）

間隔とネットワークシステム可用時間の関係を示す．マルチ起動周期では，初期データ送信時と送信宛先変更時はヘッダに情報を付加する必要がある．そのため，頻繁にパスを変

更すると付加情報伝達のオーバーヘッドが大きくなる．よって，ネットワークシステムに影響を与えない間隔を調査する必要がある．評価方法として，起動周期が 800ms とマルチ起動周期におけるデータ到着率が 0.9 の箇所のシミュレーション時間を用いる．提案方式では，常にパスを変更（*interval*=1）した場合，付加情報のオーバーヘッドのためにネットワークシステム可用時間が短くなる．その後は可用時間は向上し，ほぼ一定値となる．これにより，ある間隔以上なら通信オーバーヘッドはネットワークシステム可用時間に影響を与えないと考えられる．*interval*=30 のあたりでシステム可用時間が延びているが，誤差の範囲である．また，定期的にパスを変更しなくても 6 回以上の再送をおこなえば送信先を変更するため，データ送受信による負荷集中は回避され，ネットワークシステム可用時間は一定になると考えられる．これに対し起動周期が 800ms の場合では，ヘッダに情報を付加する必要がないので，どの *interval* でもネットワークシステム可用時間はほぼ一定となる．以上より今回のシミュレーションでは，どちらの方式においても *interval*=30 を採用した．図 4.12 にその場合のシステム可用時間を示す．シングルパスの場合と同様にマルチ起動周期では，起動周期が 800ms の時と同等のネットワークシステム可用時間を達成している．

■複数起動周期と複数経路制御を併せて適用した場合 最後に，従来方式と提案方式のシステム可用時間を比較する．従来方式はシングルパスにおける起動周期が 100ms と 800ms を示している．図 4.13 より起動周期が 100ms の時は起動する回数が多いため大幅に電力を削減し，早期の段階でネットワークシステムは正常に稼動しなくなる．起動周期が 800ms の時は起動する回数が減少するため，ネットワークシステム可用時間が向上する．提案方式では，オーバーヒアリング数を減少させるとともにデータ送受信における負荷を分散させることで，さらに可用時間を向上させることが可能である．提案方式では，起動周期が 800ms の場合の従来方式に比べ，ネットワークシステム可用時間を約 12% 改善した．

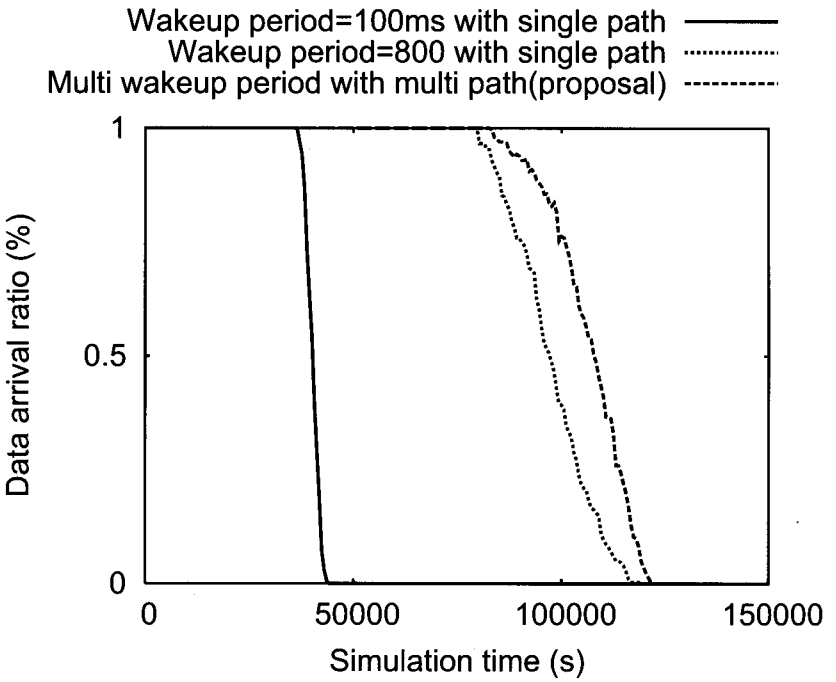


図 4.13 従来手法（起動周期 100ms 及び 800ms）と複数起動周期（起動周期 100（Low）/800（High）ms）と複数経路制御（interval=30 回）を併せて適用した場合のライフタイム

遅延

4.4.3 遅延

図 4.14 に従来方式と提案方式でのラウンド毎の遅延の関係を示す．ここでラウンドはデータ収集回数を示している．遅延はデータ到着率が 1，つまり全データが到着しているラウンドまでを計算し表示する．従来方式における起動周期が 100ms，800ms の時の遅延はラウンド毎に安定している．提案方式では最初のデータ送信時は low モード（800ms）で動作しているため，遅延は大きくなる．しかし，その後は high モード（100ms）で動作して通信をおこなうため，低遅延を維持できる．マルチパスによる経路制御のため，経路変更時はまた low モードで動作する．そのため，その瞬間は遅延が大きくなる．今回はパス変更の間隔を 30 回に 1 回と設定しているが，この間隔はアプリケーションに依存する．常に低遅延が要求される場合は，間隔を大きくすれば良い．図 4.11 よりパス変更の間隔を

変更してもネットワークシステム可用時間はほぼ一定である．よって，頻繁にパス変更をおこなわなければ，間隔は任意に設定できると考えられる．結果として，提案方式は初期データ送信時と経路変更時を除けば，起動周期が 800ms の従来方式に比べて，約 87% の遅延時間改善を達成した．

ロバスト性

図 4.15 に従来方式と提案方式でのノード故障率に対するデータ到着率を示す．従来方式では起動周期が 800ms の場合を調査した．この調査では，interest メッセージを送信し終わってパスを形成した後，100 個のノードからランダムにいくつかのノードを故障させ，その時のデータ到着率を確認する．提案方式のデータ到着率は従来方式に比べ，ノード故

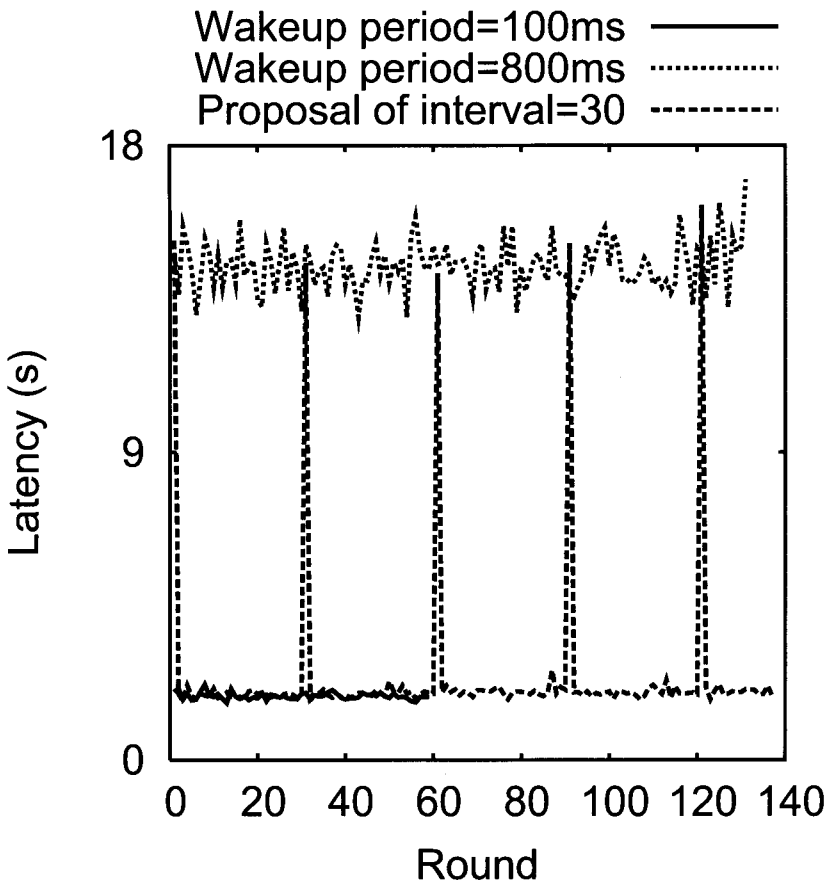


図 4.14 Relation between latency and round

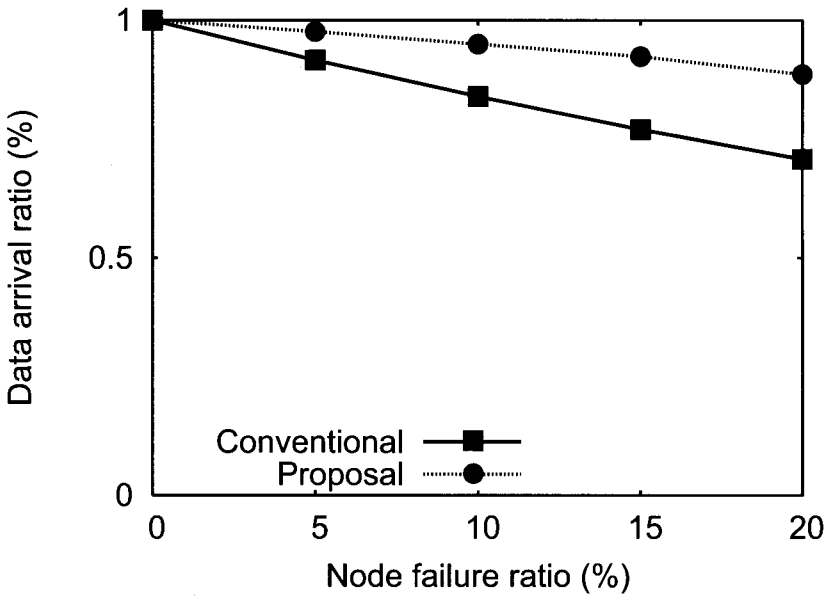


図 4.15 Impact of node failure in the case of conventional and proposal scheme

障率が 20% の時に約 20% 改善している．これは，もし送信先のノードが通信不能状態に陥ったとしても，一定以上の再送を超えると送信先を変更するためである．これにより，データが無事シンクに届く確率が上昇する．そのため，提案方式はロバスト性が高いプロトコルであると考えられる．

4.5 結言

本章では I-MAC を基としてマルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御方式を提案した．提案方式では，I-MAC における遅延，オーバーヒアリング，ロバスト性の問題点を解決することを目的とした．低遅延とオーバーヒアリングの削減のために，二種類の起動周期を組み合わせ，ロバスト性を高めるためにマルチパス経路制御を導入した．またこの二種類の方式の統合を考え，動作方法を説明した．そして提案方式では，約 12% のシステム可用時間向上，約 87% の遅延時間削減，約 20% のロバスト性向上を達成したことを述べた．

第5章

データ集約を考慮した分割起動SRAM –ネットワーク層と物理層との協調設計1–

5.1 緒言

本章では物理層との協調設計について，センサノードの待機電力を削減するための分割起動SRAMを提案する．ネットワーク層における制御の一つであるデータ集約と物理層のデバイスである集約のために用いられるメモリとの関係に着目する．保持するデータ量はデータ集約の方法やノードの配置に依存する．全てのノードがデータ集約を有効に動作させるには大容量のSRAMが必要となる．しかし大容量のSRAMは待機電力が大きいという問題がある．そこで保持するデータ量に応じてメモリをON/OFFすることによって待機電力を削減する．

5.2 データストレージ

まず，ネットワーク制御の一つであるデータ集約と集約のために用いられるメモリとの関係について述べる．本節では現在使われているデータストレージ用のメモリからセンサノードに適したRandom Access Memory（RAM）について検討する．RAMには大きく分

けて揮発性と不揮発性のものがある．揮発性RAMは電源を切ると中のデータが消去されるのに対し，不揮発性RAMは電源を切ってもデータが消えない．以下にそれぞれのRAMの例と特徴について述べる．

5.2.1 揮発性RAM

Static Random Access Memory（SRAM）およびDynamic Random Access Memory（DRAM）は揮発性のRAMの一種である．SRAMフリップフロップ等の順序回路を用いてデータを記憶するメモリである．SRAMは揮発性であり，電力の供給がなくなるとデータ内容が失われる．DRAMはキャパシタにより電荷を溜めることでデータを記憶するメモリである．DRAMは一定時間ごとにデータを保持するためのリフレッシュ操作が必要である．DRAMはキャパシタのためのマスクが必要であり，また小さな容量ではSRAMに比べて高価となる．

5.2.2 不揮発性RAM

不揮発性RAMは，書き換えが可能で，電源を切ってもデータが消えないメモリである．不揮発性メモリの例としては，Magnetoresistive RAM（MRAM）やFerroelectric RAM（FeRAM）やフラッシュメモリ等があげられる．これまで不揮発性RAMは多く研究されているが，どれも高価でありセンサノードには適さない．フラッシュメモリにはNAND型とNOR型メモリがある．NAND型は書き込みが高速であるが，読み出しが低速である．NOR型は読み出しが高速であるが，書き込みが低速である．また，どちらも数キロから数十キロバイトのブロック単位でしか消去及び書き込みができない．さらに，Flash ROMは絶縁体となる酸化膜を貫通する電子が劣化されるため，消去・書き込み回数が限られている．少ないものでは100回程度，コントローラチップを集積して消去・書き込みが集中しないように改良されたものでも数万から数百万回程限度である．またFlash ROMを実装する際にマスクが増えるためコストが大きくなる．

以上のことから本研究では，SRAMを用いた場合のデータ集約との関係を検討し，集約

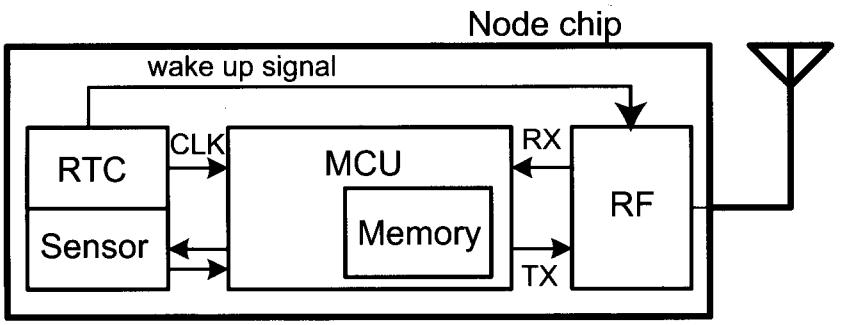


図 5.1 典型的なセンサノードのブロック図

に適した SRAM の使用方法を提案する．

5.3 データ集約の有効性と RAM の問題点

センサネットワークにおいてデータトラフィックは消費電力に大きく影響する．データセントリック型経路制御ではしばしば冗長なデータを収集する．そこでセンサネットではデータトラフィック削減のためにデータ集約が考えられている．データ集約とは複数のデータを圧縮したり，冗長な部分を削除したりすることである．

データ集約にはデータを保持しておくためのメモリが必要不可欠である．このときメモリのサイズによってデータ集約による消費電力の削減効率が変わる．そこで，データ集約とメモリサイズの関係を調べるために，センサノードのモジュールごとの電力を比較をおこなう．図 5.1 は 5 つのモジュールをもつ典型的なセンサノードを示している．このセンサノードは無線機（RF），データメモリ，マイクロコントローラユニット（MCU），リアルタイムクロック（RTC），センサで構成されている．センサはアプリケーションによって種類が異なり，センサの種類によって消費電力も大きく異なる．したがって，本論文ではセンサの電力は考慮しないこととする．

図 5.2 は線形集約を用いた場合の電力削減効果を示している．本シミュレーションではメモリにデータがあるときのみリーク電力を消費しているものとする．データサイズは 8byte，ヘッダサイズは 4byte である．詳細なシミュレーション条件は後述する．集約パケット数が多いほどデータトラフィックが減るため，送受信電力が削減されていることが

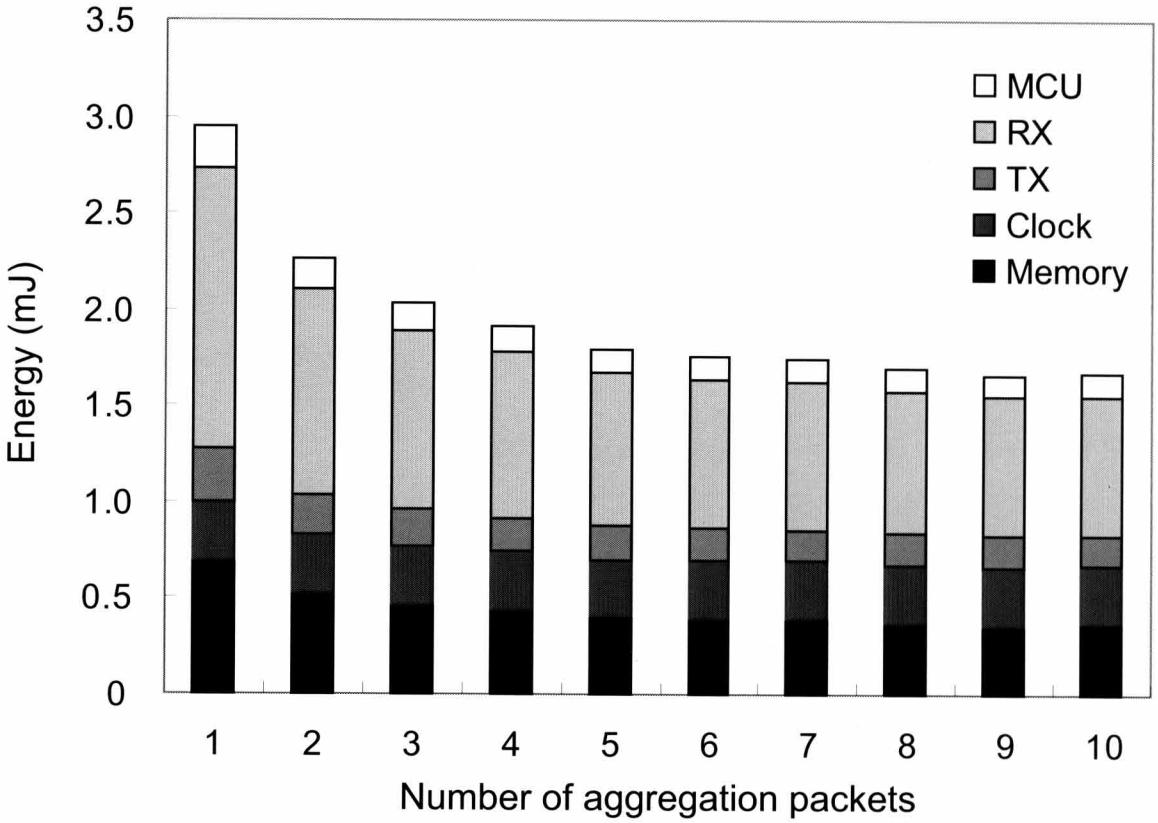


図 5.2 最大データ集約数を変化させた場合の各ブロックのエネルギー消費（SRAM 容量 = 8162 bits）

わかる．さらに，集約パケット数が多いほどメモリの電力が下がっている．これは，集約してデータ送信できるために，少ない送信回数でデータを転送することができる．よって，データを保持している時間が短くなったためだと考えられる．また，線形集約では集約数が 5 を超えたあたりから電力削減効果が小さくなっている．これは集約しているデータサイズに比べてヘッダサイズが小さくなっていくからである．データサイズとヘッダサイズの比が変わると線形集約の電力削減効果も変わり，ヘッダサイズが大きいほど線形集約の電力削減効果は大きくなる．また，データ集約しパケット長が長くなると送信エラーなども大きくなるといった問題もある．

図 5.3 は SRAM のサイズを変化した場合に，線形集約を用いた消費電力を示している．集約する最大のデータ量は 5 個分である．もし SRAM のサイズがデータ 5 個分より小さい場合は，最大のサイズ分だけデータを集約して送信する．図 5.3 より SRAM のサイズが

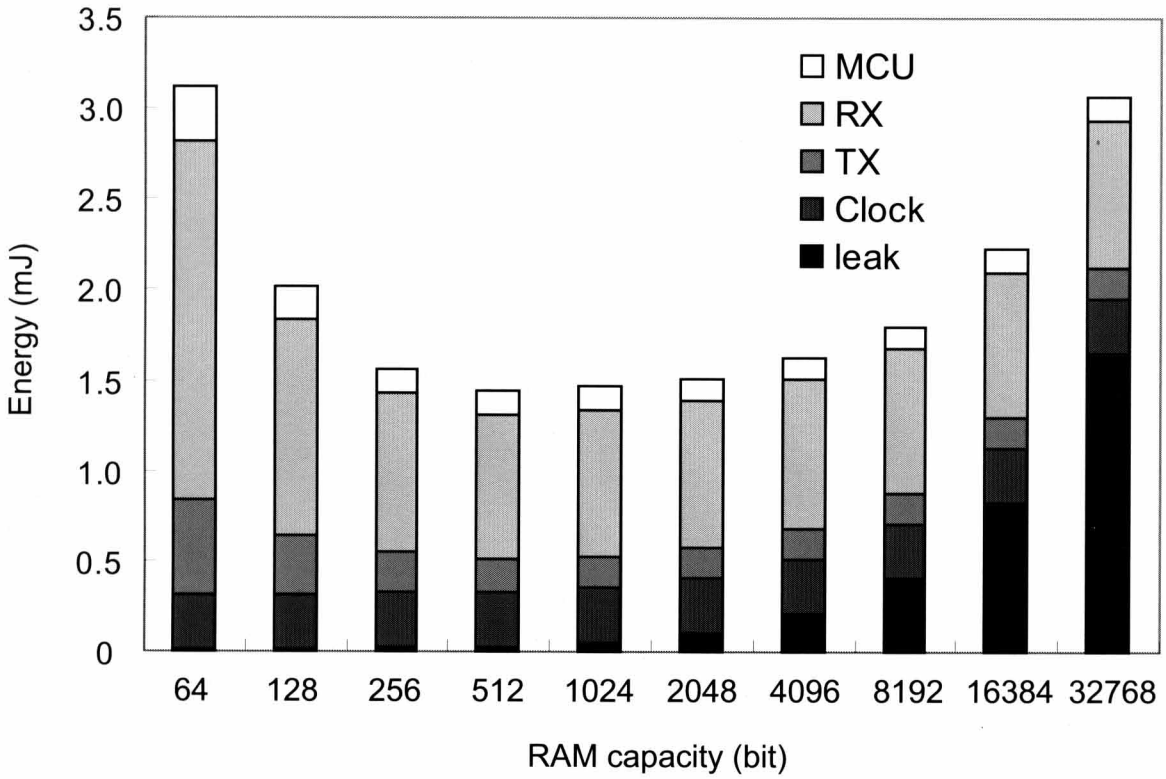


図 5.3 SRAM の容量を変化した場合の各ブロックのエネルギー消費（最大データ集約数 = 5）

64bit から 512bit になるまでは線形集約の効果が大きく，消費電力は小さくなっている．これは，中継ノードで保持しておけるデータ数が増えるために，中継がスムーズになりデータ保持時間が短くなるからである．逆に，SRAM のサイズが小さいと受信ノードの SRAM がいっぱいとなり受信できなくなり，送信ノードでパケットが滞留し大きな遅延が発生する．しかし，パケットサイズが 1024byte を超えると SRAM の電力が大きくなり，消費電力が大きくなっている．これは SRAM サイズが大きくなることによってリーク電力が増大しているためである．リーク電流はデータを保持してる間は常に流れているのに対し，読み書きの電力はリーク電力に比べて極めて小さい．このように，線形集約による消費電力削減効果と SRAM のサイズにはトレードオフがあることがわかる．

5.4 提案手法

線形集約による消費電力削減効果とSRAMのサイズにはトレードオフがある．しかしながら，多様なアプリケーションが考えられるセンサネットワークにおいて，最適なSRAMサイズは異なると考えられる．アプリケーションごとにノードを製造することも大量生産に適さない．そこで本論文では，2種類の部分起動SRAMを提案する．提案手法はSRAMをいくつかのブロックに分割し，データを保持しているブロックのみ電源を入れるというものである．反対にいえば，データを保持していないブロックの電源は切り，リーク電力を削減するということである．もし，電源の入っているブロックに入りきらないデータを受信した場合には，電源の入っていないブロックの電源を入れ，そこにデータを保存する．この動作をおこなうためには電源管理をおこなうメモリコントローラが必要である．メモリコントローラはメモリにアクセスするときのみ動作する．このため，メモリコントローラにより電力オーバーヘッドは極めて小さい．このように，提案手法ではデータを保持しているブロックのみ電源を入れることで，リーク電力を削減している．提案手法は完全集約のようなデータ圧縮率が高い集約ほど効果は大きくなる．これは，保持するデータサイズが小さいほど電源を切れるブロックが増えるためである．

5.4.1 等分割SRAM

図5.4は等分割SRAMの概念図である．等分割SRAMはSRAMを同じサイズのブロックに分割する方法である．ブロック数N，S bitの等分割SRAMでは，一つのブロックサイズはS/Nである．

リーク電力の削減のためには，一つのブロックサイズを小さくすれば良い．しかしながら，ブロック数が増えると電源線の数が増え，メモリやメモリコントローラの設計が複雑になる．一方で同じサイズのブロックを使うのでメモリブロックの設計は容易である．

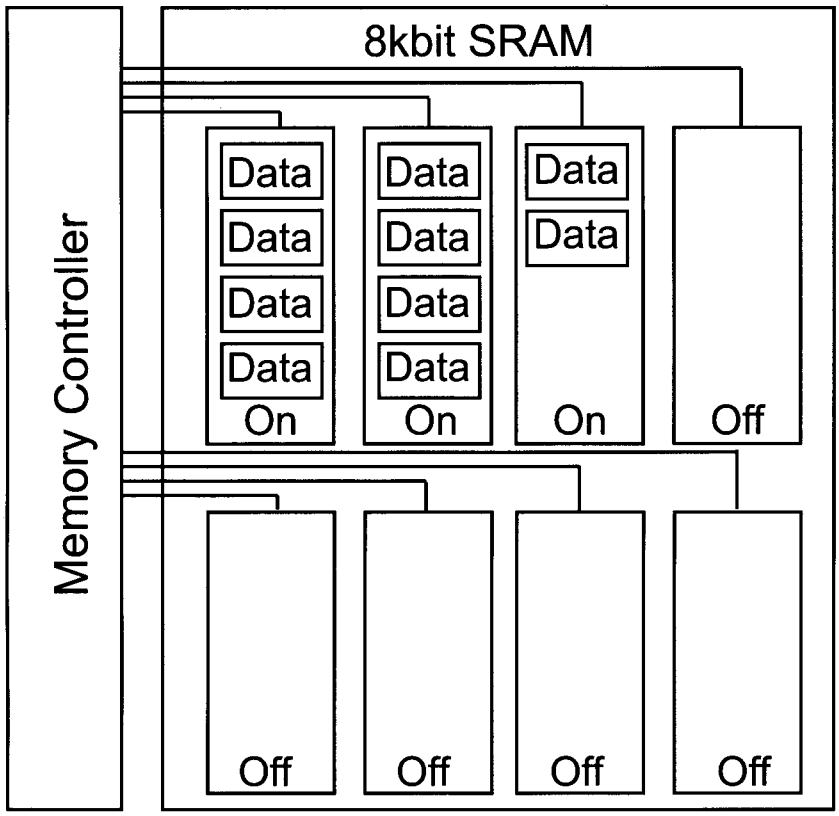


図 5.4 等分割 SRAM の概念図

5.4.2 等比分割 SRAM

等分割 SRAM では，分割数が小さい場合に，使用していないメモリセルが多いブロックの電源が入ってる場合がある．そこで，メモリセルの無駄をなるべく減らすために等比分割 SRAM を提案する（図 5.5）．S bit の SRAM を n 回，比率 m でブロックサイズを小さくした場合 $N = (m-1)(n-1) + m$ 個のブロックとなる．図 5.5 の場合，$m = 2$，$n = 5$ で $N = 6$ である．k 番目に小さいブロックのサイズ S_k は

$$S_1 = \frac{S}{m^n},\ S_k = S_1 m^{k-1} \text{ for } k > 1 \tag{5.1}$$

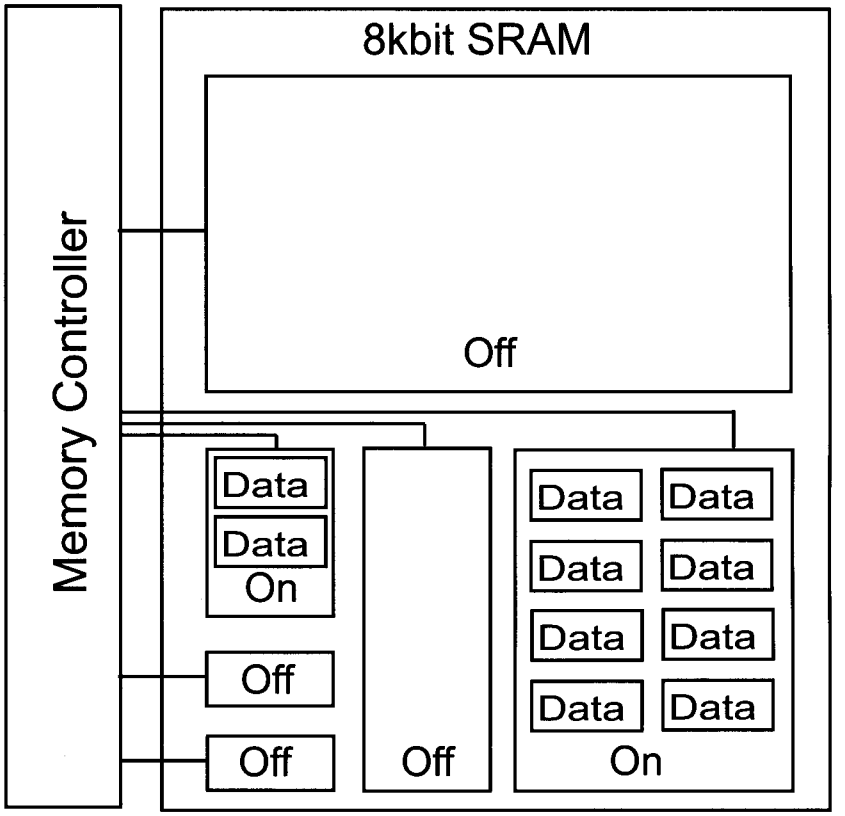


図 5.5 等比分割 SRAM の概念図

となる．S_1 のサイズのブロックは m 個，k が 2 以上の S_k のサイズのブロックは $m-1$ 個となる．これより Sbit のサイズの SRAM は次式で表される．

$$S = \sum_{k=1}^{n} (m-1)\, S_k + S_1 \tag{5.2}$$
$$= \{\sum_{k=1}^{n} (m-1)\, m^{k-1} + 1\}$$

同じブロック数 N で Sbit の等分割 SRAM と等比分割 SRAM の最小ブロックサイズを比較すると，等分割 SRAM の最小ブロックサイズは等比分割 SRAM の最小ブロックサイズの $N/M^{(N-1)/(m-1)}$ 倍大きい．

等比分割 SRAM の場合，最小ブロックをさらに 1 回分割しても電源線の数は m 本増えるだけである．さらに m が 2 のときは 2 進表記でアドレス管理と電源管理が容易である．つまりメモリコントローラの設計が容易となる．しかしながらサイズの異なったブロックを複数用いるので設計が複雑となる．

5.4.3 データ格納方法

データ格納方法の基本方針は，格納データが収まる最小のブロックサイズのブロックのみをONにすることである．データが追加・削除された場合は，最小のブロックサイズだけがONになるようにデータを移動する．

まず，電源をONにするブロックの計算方法について述べる．MCUは格納データの総データ量（Dbit）の情報を保持する．等分割SRAMの場合では$\lceil D/(S/N) \rceil$個のブロックの電源をONにすればよい．一方，等比分割SRAMの場合では，総データ量Dを最小ブロックサイズS_1で割りることで計算され，次式で表される．

$$\frac{D}{S_1} = \sum_{k=1}^{n} s_k m^{k-1} + r \tag{5.3}$$

ここでs_kはmより小さいの非負の整数であり，rは1か1以下の正の実数である．これより，DとS_1の商はm進数の表記で“$s_n s_{n-1} \cdots s_1$”と表すことができる．また，式（5.3）は次式で表される．

$$D = \sum_{k=1}^{n} s_k S_k + rS_1 \tag{5.4}$$

したがって，ブロックサイズS_kのブロックがs_k個電源ONにすればよいことがわかる．またrが0でない場合はブロックサイズS_1のブロックを1つONにする．例えばもしmが3で，商が“1021”で余りがあった場合，S_4を1個，S_3を0個，S_2を2個，S_1を1個電源をONにすることとなる．

データを追加する場合

まずデータが追加された場合について述べる．等分割SRAMの場合，新しく格納するデータを現在ONになっているブロックの中の未使用のメモリセルに追加する．もし現在ONになっているブロックが全て使用されている場合は，OFFのブロックをONに変えて追加する．

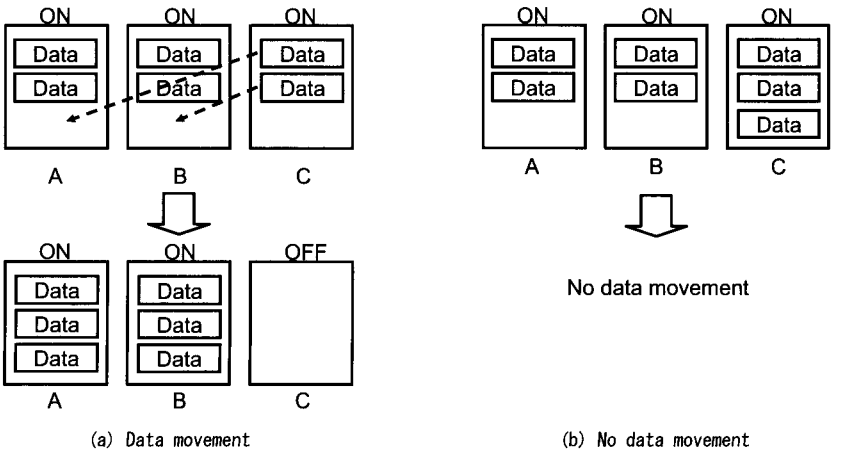


図 5.6 等分割 SRAM のデータ移動例

等比分割の場合でも，等分割 SRAM と同様に ON になっているブロックに未使用の領域があればそこにデータを追加する．もし現在 ON になっているブロックが全て使用されている場合は，先ほどの計算をおこない ON にするブロックを決定し，データを移動させる．このときデータの移動回数を減らすために，格納したデータがすぐに転送される場合はデータの転送終了後にデータの移動をおこなう．

データを削除する場合

次にデータが削除された場合について述べる．等分割 SRAM の場合，$\lceil D/(S/N) \rceil$ の計算をおこないブロック数を計算する．そしてデータ数が最も少ないブロックのデータからデータ数が最も多いブロックへ移動する．これはデータの移動数をなるべく小さくするためである．図 5.6 はこの動作の移動例である．

等分割 SRAM の場合，$\lceil D/(S/N) \rceil$ の計算をおこないブロック数を計算する．そして電源が OFF になるブロックのデータを ON になるブロックに移動する．図 5.7 はこの動作の移動例である．

5.5 シミュレーション評価

従来 SRAM と 2 種類の提案 SRAM をシミュレーションにより比較する．

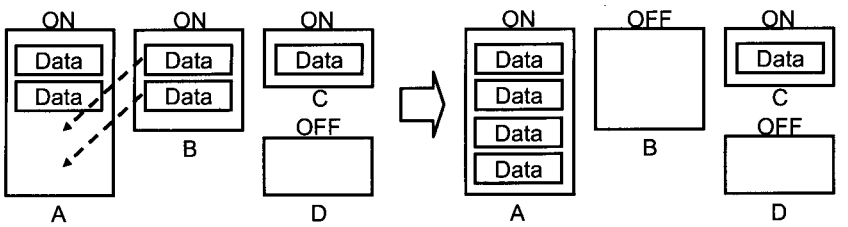


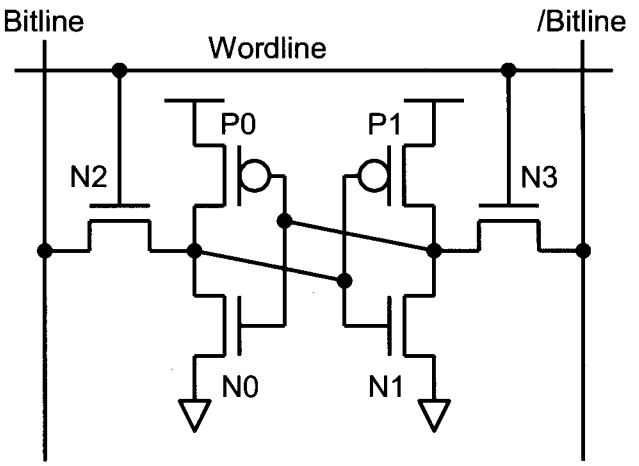
図 5.7 等比分割 SRAM のデータ移動例

5.5.1 シミュレーション条件

表 5.1 シミュレーション条件

Transmission range	20 m	Memory controller power	2 μW
Header size	4 bytes	TX power	8.5 mW
Data size	8 bytes	RX power	3.6 mW
ACK size	4 bytes	Leak power	1.5 nW
RTS/CTS size	4 bytes	Write power	1.3 mW
Clock power	0.5 μW	Read power	1.3 mW
MCU power	0.5 mW		

このシミュレーションでは以下のように仮定する．シミュレータは QualNet を用いた [14]．シミュレーションエリアは 100m×100m．センサノードはシミュレーションエリアに一様に配置する．基地局をシミュレーションエリアの中心に配置する．シミュレーション時間は各センサノードは同時にセンシングしたデータを基地局へ送信し，収集し終えるまでとする．各センサノードは Tiny Diffusion と呼ばれる Directed Diffusion を簡略化したルーティングプロトコルによって基地局にデータを集める，[2][5]．データ集約は線形集約を用いる．MAC プロトコルには I-MAC を使用する．他のパラメータは Tab.5.1 の通りである．RF，RTC，MCU の電力はそれぞれ文献 [20]，[21]，[22] を参考にした．またメモリの電力は H-SPICE 回路シミュレータを用いて見積もった [23]．図 5.8 は H-SPICE で用いたメモリセルとパラメータである．モデルは TSMC018，電源電圧は 1.8V，閾値電圧は 0.45V である．メモリの動作周波数は 4MH z とし，書き込みは 1 サイクル，読み出しは 2 サイクルかかるとする．それぞれのパラメータで 30 回の異なった乱数の種でシミュレー



Transistors	N0, N1	N2, N3	P0, P1
Length/Width	0.18μm/0.44μm	0.18μm/0.22μm	0.18μm/0.22μm

図 5.8 SRAM メモリセル

ションし，その平均を取った．また，本シミュレーションではデータを保持している間のみリーク電力を計算している．つまり，従来の SRAM でもデータがない場合はリーク電力は消費されていないものとしている．

5.5.2 シミュレーション結果

図 5.9 は従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM を用いた場合の MCU，RF（RX 及び TX），クロック，メモリの消費電力を示している．等分割 SRAM は従来 SRAM と比較すると 1,024bit を超えてからのメモリの消費電力が小さくなっている．このメモリの消費電力のうちほとんどがリーク電力である．よってこのメモリの消費電力の削減は，等分割メモリの電源管理によってリーク電力を削減したものである．8,192bit のメモリで比較すると等分割 SRAM は従来 SRAM に比べ 20% の消費電力である．等比分割 SRAM を用いた場合では，512bit から 32,768bit のメモリを用いた場合の消費電力がほぼ同じになっている．これは，同じブロック分割数で等比分割メモリの電源管理精度が高いためである．さらに，FlashROM の場合はリーク電力が全くないが，読み書きの電力が大きい．シミュ

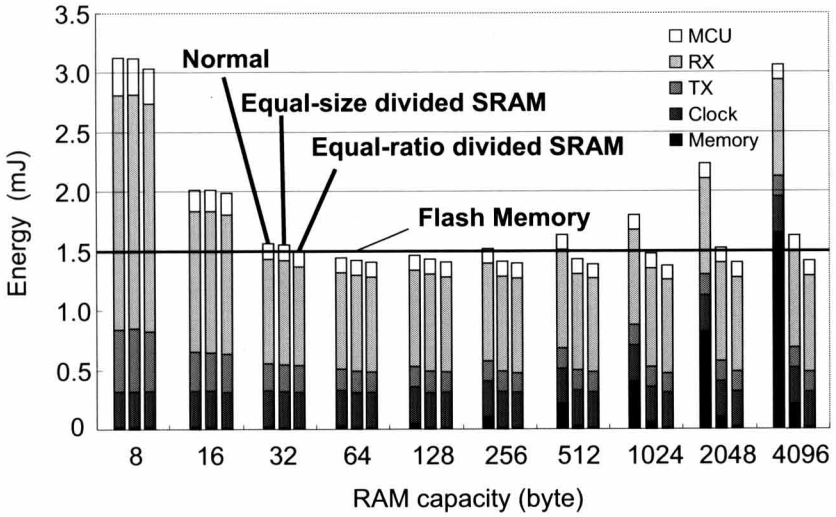


図 5.9 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM における SRAM 容量を変化させた場合の各ブロックのエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5）

レーションと同じ回数の読み書きをおこなった場合フラッシュメモリの消費電力だけで 1.5mJ となる．よって等比分割 SRAM は FlashROM を用いた場合でも消費電力の差はほとんどない．1 チップへの実装の容易さを考慮すると，等比分割 SRAM は有効であるといえる．

図 5.10 は等分割及び等比分割メモリを用いた場合のメモリのリーク電力を示している．等分割メモリではメモリ容量が大きくなると電源管理できる精度が悪くなるので無駄なリーク電力が発生している．反対に等比分割メモリではメモリ容量が大きくなっても電源管理できる精度が高いのでリーク電力を小さくできている．8,192bit の場合，等分割 SRAM は従来 SRAM に比べて 13% に電力を削減し，また等比分割 SRAM は 1.3% に電力を削減している．

図 5.11 は等分割メモリを用いた場合のデータ収集までの時間を示している．ペイロードサイズが変わると最適な SRAM 容量が変化していることがわかる．ペイロードサイズが大きくなると，中継パケットのサイズが大きくなり容量の小さい SRAM は飽和しやすくなる．これにより，中継先のノードの SRAM が飽和しているために，送信元のノードがパケットを送信できなくなる状況が多くなる．ペイロードサイズはセンサの種類やアプリ

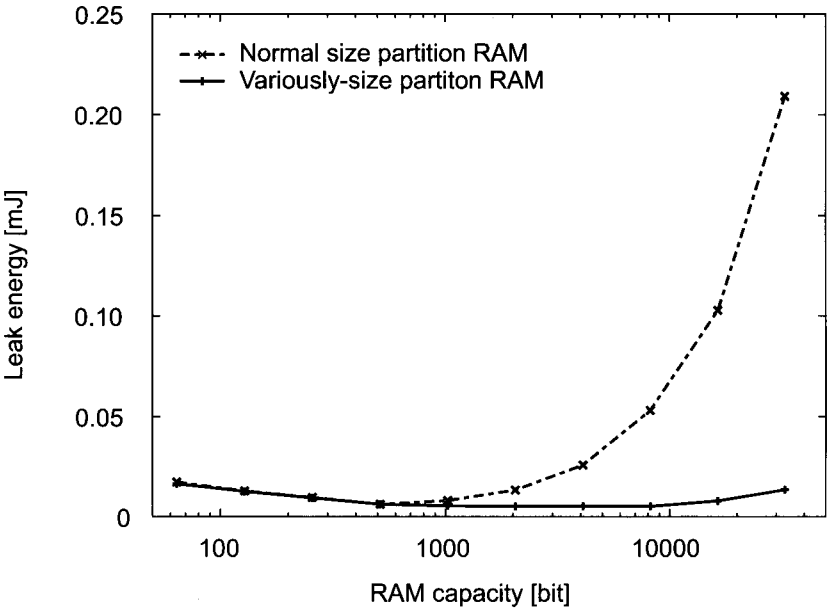


図 5.10 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM における SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5）

ケーションの要求によって異なるため，遅延を考慮するとなるべく大きな容量の SRAM を持って搭載しておくことが望ましい．また，等比分割 SRAM を用いた場合も同様な結果がでている．

次に，電源管理するメモリブロックを変化させて，3 種類の容量の等分割と等比分割 SRAM を比較する（図 5.12）．どの容量の SRAM の場合でも，メモリブロックの数が 8 を越えたあたりから飽和しはじめている．これは 1 メモリブロックのサイズがパケットサイズより小さくなり，分割数を多くすることによる電力削減効果が小さくなっているからである．しかし先にも述べたように，分割数を多くすると電源線の増加や，メモリコントローラが複雑になる．また，等比分割 SRAM は等分割 SRAM と比較すると，分割数が 4 のときから消費電力が小さくなっている．分割数が 2 のときまでは最小ブロックサイズが等しいが，4 から最小ブロックサイズが等比分割の方が小さいからである．分割数が 8 のとき等比分割 SRAM はどの容量の SRAM でもほぼ同じ消費電力となっており，少ない分割数でも消費電力削減効果が大きいことが分かる．

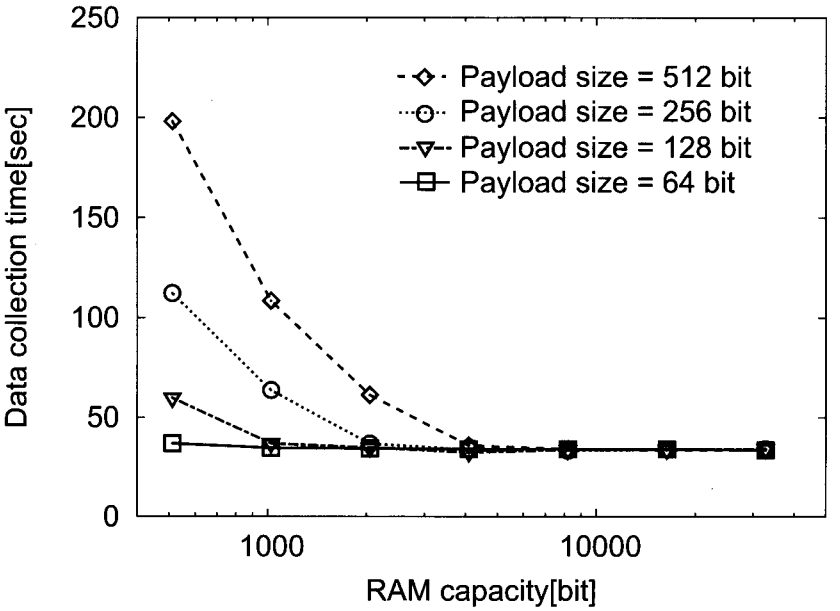


図 5.11 等分割 SRAM における SRAM 容量及びペイロードサイズを変化させた場合のデータ収集時間（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5）

図 5.13 は，集約数に対する等分割 SRAM の消費電力を示している．集約数が 5 のあたりから集約による消費電力削減効果が小さくなっている．これはヘッダ集約の場合，パケット全体の長さが長くなり，ヘッダを削除することによる電力削減効果が小さくなっているからである．また，RAM 容量と集約数は依存していないこともわかる．本論文では，集約効果の小さいヘッダ集約を仮定している．もし，より集約効果の大きい方法を用いれば，SRAM の使用サイズも小さくなり，より提案 SRAM の効果が大きくなる．

次に，ペイロードサイズを変えた場合の等分割 SRAM の消費電力の変化を検証する（図 5.14）．ペイロードサイズに依存することなく，分割数が 8 のあたりで消費電力削減効果が飽和しているのがわかる．このように，集約数やペイロードサイズに依存することなく，提案 SRAM は消費電力を削減できる．

最後にノードの密度を変えた場合や，シミュレーションエリアが大きくなった場合について検証する．図 5.15 はノード密度を変化させた場合の SRAM 容量と消費電力の関係を示している．100m×100m のシミュレーションエリアの中に 100，200，300 の 3 種類のノード数について比較する．ノード密度が高い場合でも，提案 SRAM は十分大きなサイ

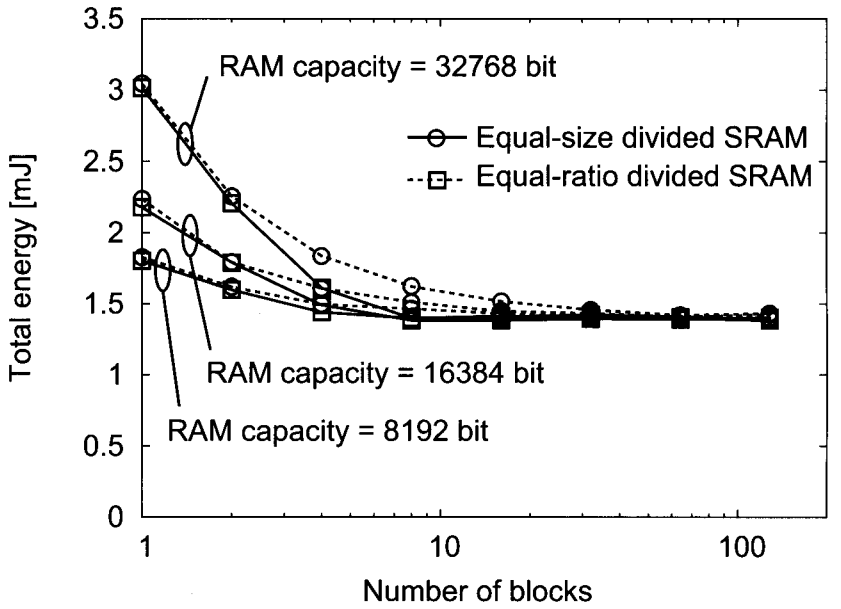


図 5.12 等分割 SRAM，等比分割 SRAM における分割ブロック数と SRAM 容量を変化させた場合の総エネルギー消費（最大データ集約数 = 5）

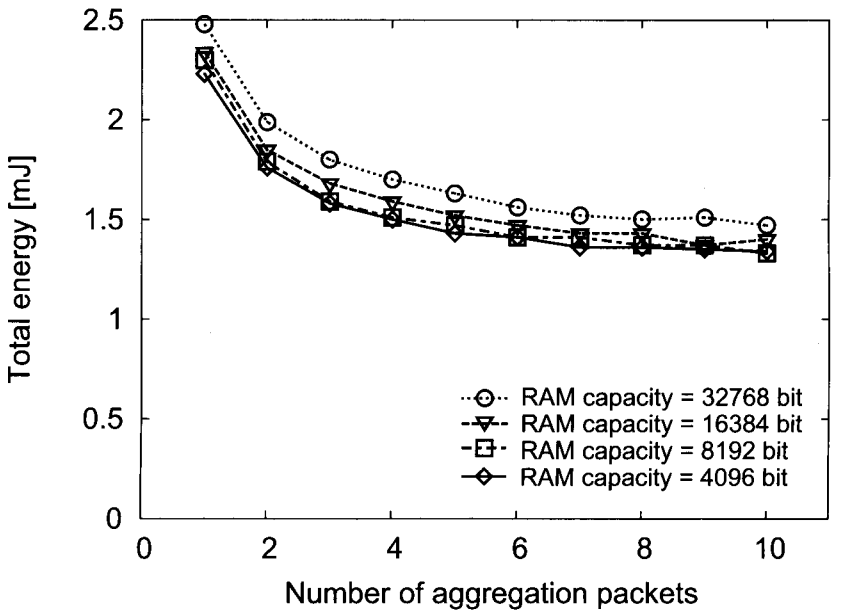


図 5.13 等分割 SRAM における最大データ集約数と SRAM 容量を変化させた場合の総エネルギー消費（分割ブロック数 = 8）

ズの SRAM を用意しておくことで，消費電力を削減できている．図 5.16 はシミュレーションエリアを変化させた場合の SRAM 容量と消費電力の関係を示している．密度が一

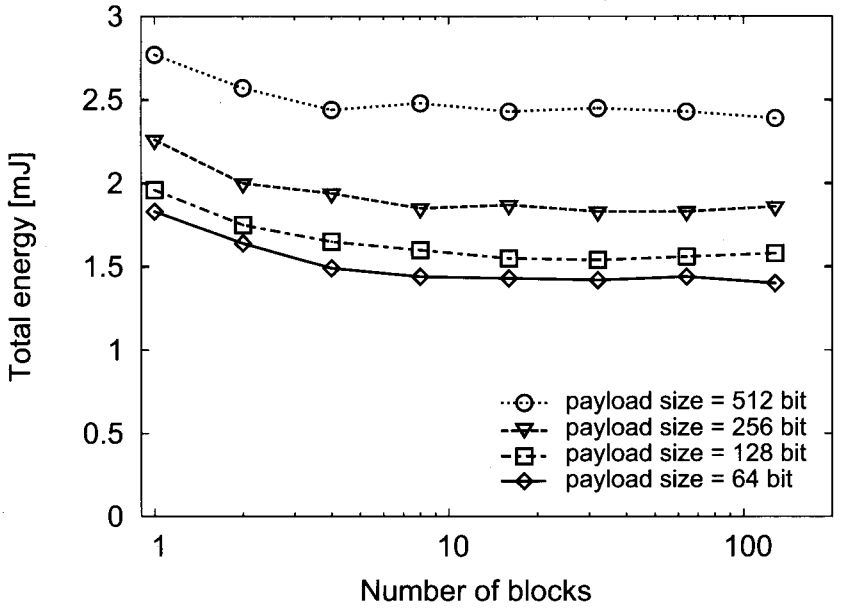


図 5.14 等分割 SRAM における分割ブロック数とペイロードサイズを変化させた場合の総エネルギー消費（分割ブロック数 = 8）

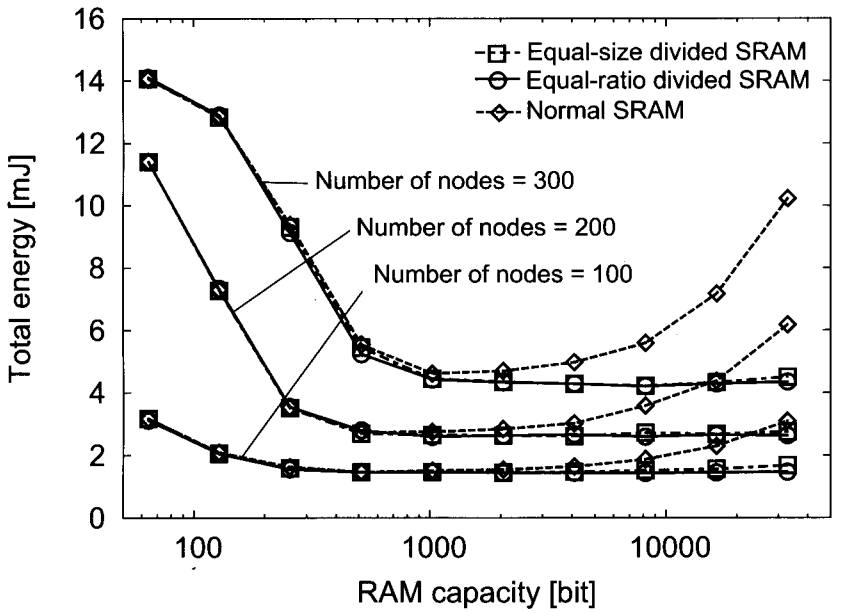


図 5.15 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM におけるノード密度と SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8, 最大データ集約数 = 5，フィールドサイズは一定）

定になるように，それぞれ 100m×100m のシミュレーションエリアの中に 100 のノード，150m×150m のシミュレーションエリアの中に 225 のノード，200m×200m のシミュレー

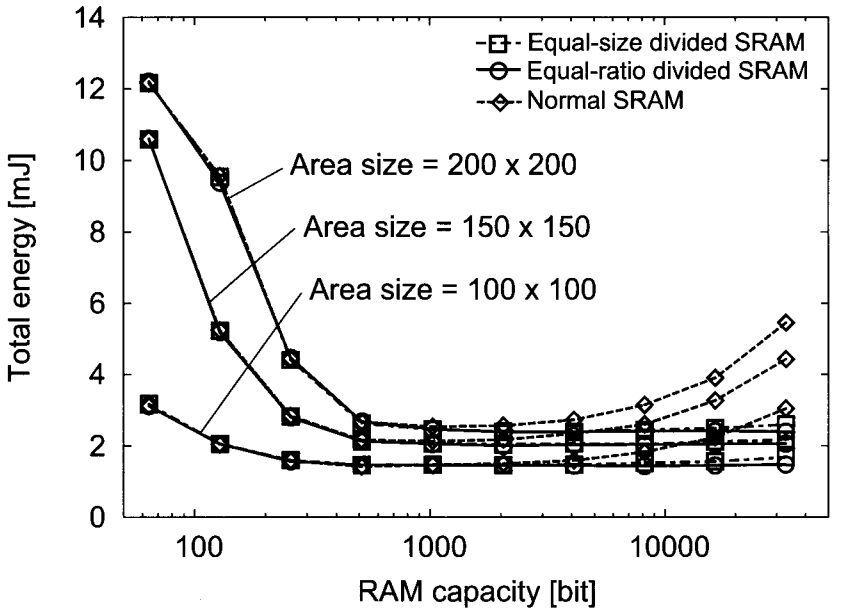


図 5.16 従来 SRAM，等分割 SRAM，等比分割 SRAM におけるフィールドサイズと SRAM 容量を変化させた場合の SRAM のリークエネルギー消費（分割ブロック数 = 8，最大データ集約数 = 5，ノード密度は一定）

ションエリアの中に 400 のノードで比較する．ネットワークエリアが大きくなっても，提案 SRAM は消費電力を削減している．

5.6 結言

本章では分割 SRAM を提案した．分割 SRAM により大容量の SRAM を用いた場合でも待機電力を大幅に削減することができた．

第 6 章

センサノードの製造ばらつきを考慮したシステム可用時間改善方式 –ネットワーク層と物理層との協調設計 2–

6.1 緒言

本章では物理層との協調設計について，製造バラツキを考慮したシステム可用時間の改善方法を提案する．サブスレッショルドリーク電流やしきい値電圧のばらつきを組み込んだ，センサノード消費電力の詳細なモデル化をおこなう．このようなノード消費電力にバラツキがあるようなより現実的な環境では，これを考慮してノードの配置方法を適切にすることで，ライフタイムを向上することができることを示す．

6.2 センサノードの消費電力成分

次にセンサノードの製造ばらつきを考慮したシステム可用時間改善方式について述べる．まず，本節では，センサノードにおける電力消費の成分を分類する．次節以降では，しきい値電圧バラツキと電力バラツキのモデル化を提案する（Threshold-voltage Variation（TV）モデル）．また従来のしきい値電圧固定のモデル（Threshold-voltage Constant（TC）モデル）と TV モデルについてシミュレーションによる評価をおこなう．さらに，そのモデル

に対応したネットワークライフタイムの向上のための方法を提案し，シミュレーションにより評価する．

まず，センサノードにおける電力消費の成分は無線機（RF）とマイクロプロセッサとの二つに分類できる．RF は他のノードからのデータや制御パケットの送受信をおこない，マイクロプロセッサはデータや制御パケットを処理する．さらに，マイクロプロセッサはさらに論理回路とメモリに分類することができる．したがって，センサノードは RF，論理回路，メモリの 3 つに分類することができ，それぞれ異なった電力消費の特性がある．

6.2.1 論理回路のダイナミック電力

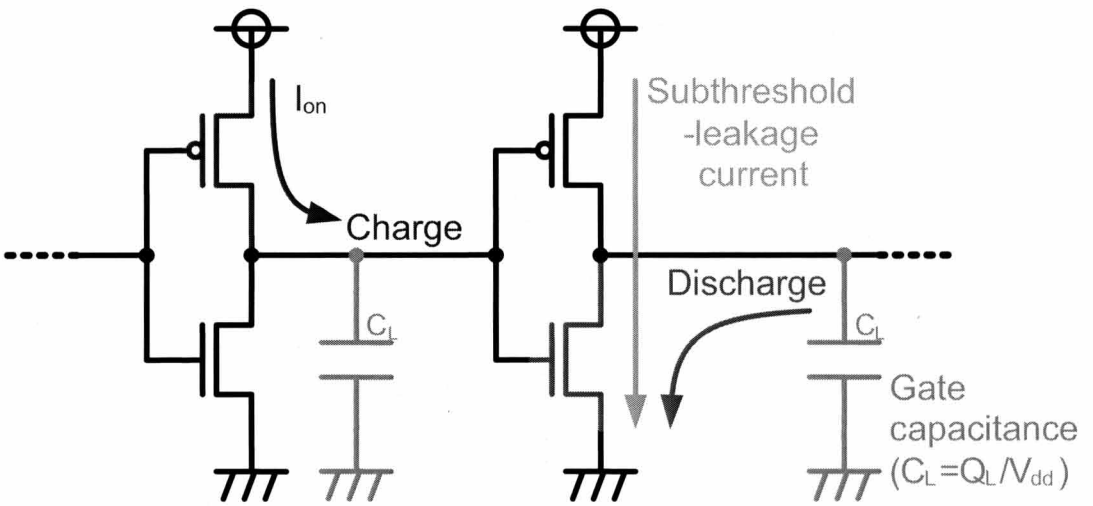


図 6.1 デジタル回路のモデル

論理回路はディジタル回路に分類される．論理回路は常に動作しており，データは "Low" と "High" の間を頻繁に変化しており，アクティベーション比が大きい．図 6.1 はディジタル回路を示している．ダイナミック電力は充電と放電による消費が支配的となる．ダイナミック電力は V_{dd} の 2 乗に比例し次式で与えられる [24].

$$P_{dyn} = K_{dyn} V_{dd}^2 \tag{6.1}$$

ここで $K_{dyn} = p_a f_{op} C_{total}$ である．p_a は平均 activation rario で（通常は 0.3），f_{op} は動作周波数，C_{total} 総ゲート容量（他の寄生容量を含む）である．

6.2.2 メモリのリーク電力

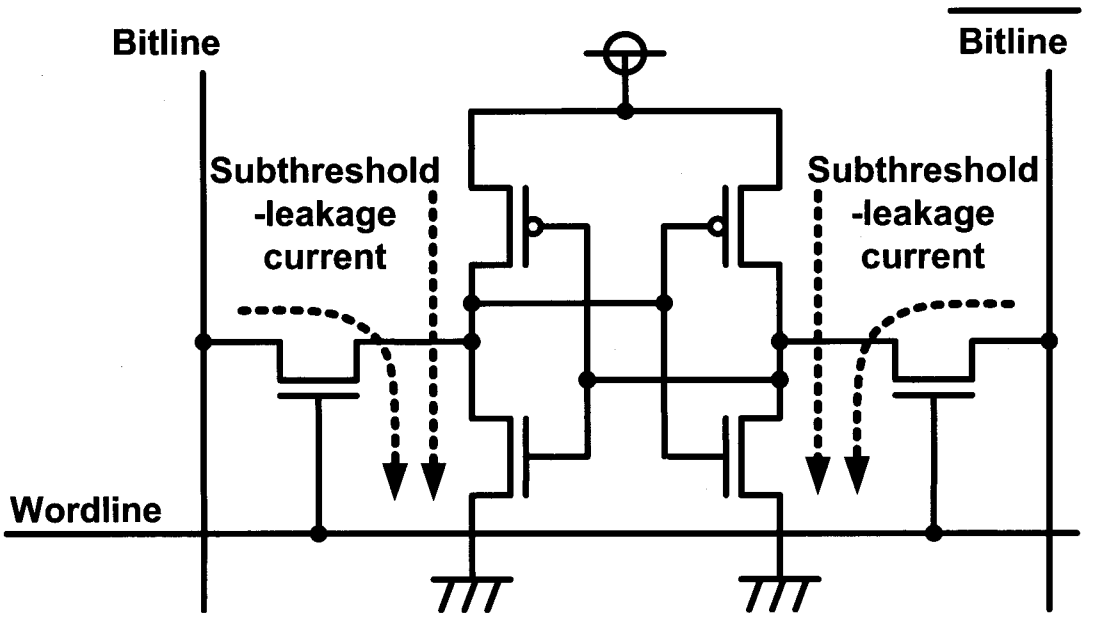


図 6.2 SRAM のメモリセル

メモリでは CMOS プロセス技術に相性のいいことから SRAM が広く用いられている．SRAM のダイナミック電力はいくつかのメモリセルのみが動作するので非常に小さい．ほとんどのメモリセルが待機状態にあり，図 6.2 のようにメモリセルとビット線にリーク電流が流れる．SRAM ではサブスレッショルドリークによるリーク電力が支配的となっている．もちろんメモリセルの他にも論理回路にもリーク電流は発生する（図 6.1）．

サブスレッショルド領域でトランジスタがオフしていた場合でもサブスレッショルドリーク電流が流れる．リーク電力 P_{leak} は次式のように表現される [24]．

$$P_{\mathrm{leak}} = K_{\mathrm{leak}} V_{\mathrm{dd}} 10^{-\frac{V_{\mathrm{th}}}{s}} \tag{6.2}$$

ここで K_{leak} は一定値であり，V_{th} はトランジスタのサブスレッショルド電圧である．s はしきい値下の振れで，最近のプロセス技術では約 0.1V/decade である．これは V_{th} が 0.1V 減少するとサブスレッショルドリーク電流が 10 倍になることを示している．

6.2.3 RF部のアナログ電力

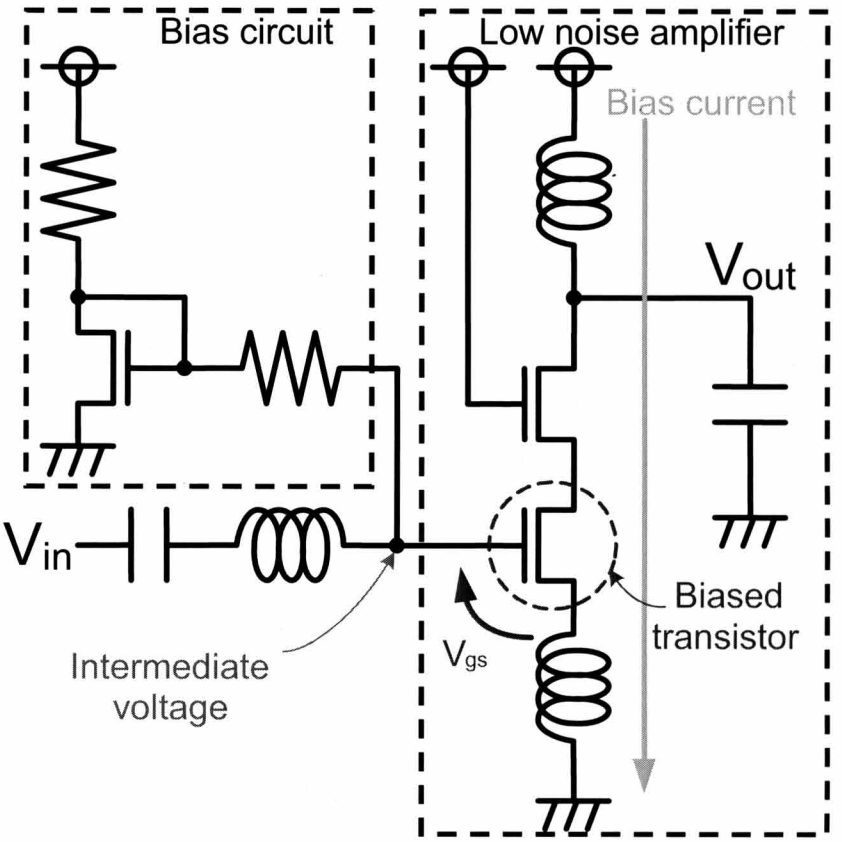


図 6.3 Low noise amplifier

前節のように，ディジタルに動作するマイクロプロセッサではダイナミック電力とリーク電力が主な電力成分であった．これとは対照的にRF回路はアナログ回路の一種であり，マイクロプロセッサとは異なった振る舞いとなる．図6.3はLow noise amplifier（LNA）を示しているLNAはアナログ回路の代表的な回路であり，受信機で広く用いられている．送信機でも，同種の構造を持つPower Amplifierが用いられている．他のアナログ回路と同様にLNAでは，増幅トランジスタは中間の電圧のバイアスがかかっており，飽和領域で動作している．これは常にバイアス電流が流れていることを意味する．バイアス電流による電力は増幅器の電力のほとんどを占めている．

アナログ回路設計では長いチャネルのトランジスタを用いることでチャネル長変調を避

け，また Shockley モデルよる理想的な飽和特性を得ている．バイアス電流によるアナログの電力消費 P_{analog} は次式で示される [25].

$$\begin{aligned} P_{\mathrm{analog}} &= K_{\mathrm{analog}} V_{\mathrm{dd}} V_{\mathrm{OD}}^{\alpha} \\ &= K_{\mathrm{analog}} V_{\mathrm{dd}} (V_{\mathrm{gs}} - V_{\mathrm{th}})^2 \end{aligned} \tag{6.3}$$

ここで，K_{analog} は一定値．V_{OD} はオーバードライブ電圧と呼ばれ，$V_{\mathrm{gs}} - V_{\mathrm{th}}$ で定義される．α は速度飽和を示しており，アナログ設計での長いチャネルのトランジスタでは 2 となっている [26].

6.3 しきい値電圧バラツキと電力バラツキモデル

CMOS プロセスでは，ドーピング濃度や酸化層の厚さはチップごとに異なる．これは製造バラツキであるしきい値バラツキとなる．低コスト化のためにマイクロプロセッサと RF 回路は同じチップに実装されるので，しきい値バラツキは全てのチップに電力バラツキの影響がある．しかし 3 つの電力成分の影響の大きさは異なっている．

本節では，3 つの電力成分の電力バラツキにしきい値バラツキを導入し，そのモデル化について述べる．ここではバッテリやスーパーキャパシタのようなエネルギーバラツキは考慮しない．しかし，このバラツキが既知であれば同様の解析でモデルを導くことができる．

しきい値バラツキは図 6.4 で示されるような正規分布である．工程技師や回路設計者は最適な回路性能のために，平均しきい値 ($\mu_{V_{\mathrm{th}}}$) を選ぶことができる．対照的に，しきい値標準偏差 ($\sigma_{V_{\mathrm{th}}}$) はプロセス技術に依存し，簡単には制御できない．本論文では，低電力マイクロプロセッサの $\mu_{V_{\mathrm{th}}}$ を 0.3V と仮定し，文献 [27] より $\sigma_{V_{\mathrm{th}}}$ を 0.025V と仮定する．

6.3.1 ダイナミック電力バラツキ

まずダイナミック電力のバラツキについて述べる．z を V_{th} の関数とすると，次式で表現される．

$$z = g\,(V_{\mathrm{th}}) \tag{6.4}$$

z の標準偏差 σ_z は 1 次近似により導き出すことができ，

$$\sigma_z = g'(\mu_{V_{\mathrm{th}}})\sigma_{V_{\mathrm{th}}} \tag{6.5}$$

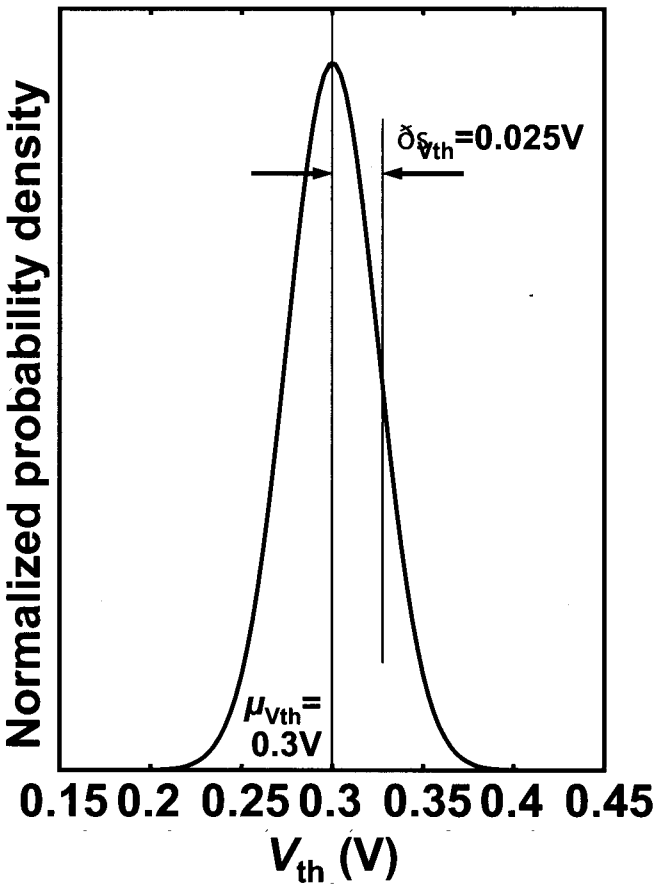


図 6.4　しきい値バラツキの例

となる．ダイナミック電力は式（5.1）より V_{th} の関数ではないので，P_{dyn} の標準偏差（$\sigma_{P_{\mathrm{dyn}}}$）は次式のようになる．

$$\sigma_{P_{\mathrm{dyn}}} = 0 \tag{6.6}$$

6.3.2　リーク電力バラツキ

次にリーク電力のバラツキについて述べる．ダイナミック電力とは異なり，リーク電力は V_{th} の関数であることからしきい値バラツキによって変化する．式（5.2）より，リーク電力の標準偏差（$\sigma_{P_{\mathrm{leak}}}$）は μV_{th} の接線を用いた一次近似によって得られる．

$$\sigma_{P_{\mathrm{leak}}} = K_{\mathrm{leak}} V_{\mathrm{dd}} \frac{\ln 10}{s} 10^{-\frac{\mu_{V_{\mathrm{th}}}}{s}} \sigma_{V_{\mathrm{th}}} \tag{6.7}$$

6.3.3 アナログ電力バラツキ

式（5.3）より，アナログ電力の標準偏差 $\sigma_{P_{\mathrm{analog}}}$ は次式のようになる．

$$\sigma_{P_{\mathrm{analog}}} = 2K_{\mathrm{analog}}V_{\mathrm{dd}}(V_{\mathrm{gs}} - \mu_{V_{\mathrm{th}}})\sigma_{V_{\mathrm{th}}} \tag{6.8}$$

6.3.4 総電力バラツキ

上記より総電力バラツキの標準分布モデルを導く．式（5.1）（5.2）（5.3）と式（5.6）（5.7）（5.8）より，ノード電力の平均と標準偏差を近似的に得ることができる．

$$\begin{aligned}\mu_{P_{\mathrm{total}}} &= K_{\mathrm{dyn}}V_{\mathrm{dd}}^2 \\ &+ K_{\mathrm{leak}}V_{\mathrm{dd}}10^{-\frac{\mu_{V_{\mathrm{th}}}}{s}} \\ &+ K_{\mathrm{analog}}V_{\mathrm{dd}}(V_{\mathrm{gs}} - \mu_{V_{\mathrm{th}}})^2\end{aligned} \tag{6.9}$$

$$\sigma_{P_{\mathrm{total}}} = \sigma_{P_{\mathrm{dyn}}} + \sigma_{P_{\mathrm{leak}}} + \sigma_{P_{\mathrm{analog}}} \tag{6.10}$$

この式のパラメータは工程技師や回路設計者によって与えられる．いったんこれらのパラメータが決められると，電力分散が求められ，従来モデルより精密に評価できる．

図 6.5 はセンサノードチップの電力バラツキの例を示している．サブスレッショルドリークによるバラツキは 3 つの電力成分に異なる影響を与える．

- ダイナミック電力：$V_{\mathrm{dd}} = 1.2$ V，$\mu_{P_{\mathrm{dyn}}} = 1.2$ mW と仮定すると，K_{dyn} は式（5.1）より 1/1200 となる．文献 [28] より平均電力 1.2mW は妥当な値である．
- リーク電力：$\mu_{P_{\mathrm{leak}}} = 0.16$mW とする．よって s が 0.1V のとき K_{leak} は 0.133 となり，$\sigma_{P_{\mathrm{leak}}}$ は $-3.68 \times 10^{-3}\sigma_{V_{\mathrm{th}}}$ となる．
- アナログ電力：アナログ電力バラツキの曲線を求めるために，図 6.3 の LNA の回路シミュレーションをおこなった．ここで $\mu_{P_{\mathrm{analog}}}$ をマイクロプロセッサの平均電力と同じとする（$\mu_{P_{\mathrm{analog}}} = \mu_{P_{\mathrm{dyn}}} + \mu_{P_{\mathrm{leak}}} = 1.36$mW）．アナログ電力の線形特性は次式で得られる．

$$P_{\mathrm{analog}} = -4.12 \times 10^{-3}V_{\mathrm{th}} + 2.60 \tag{6.11}$$

これより，$\sigma_{P_{\mathrm{analog}}}$ は $-4.12 \times 10^{-3}\sigma_{V_{\mathrm{th}}}$ となる．

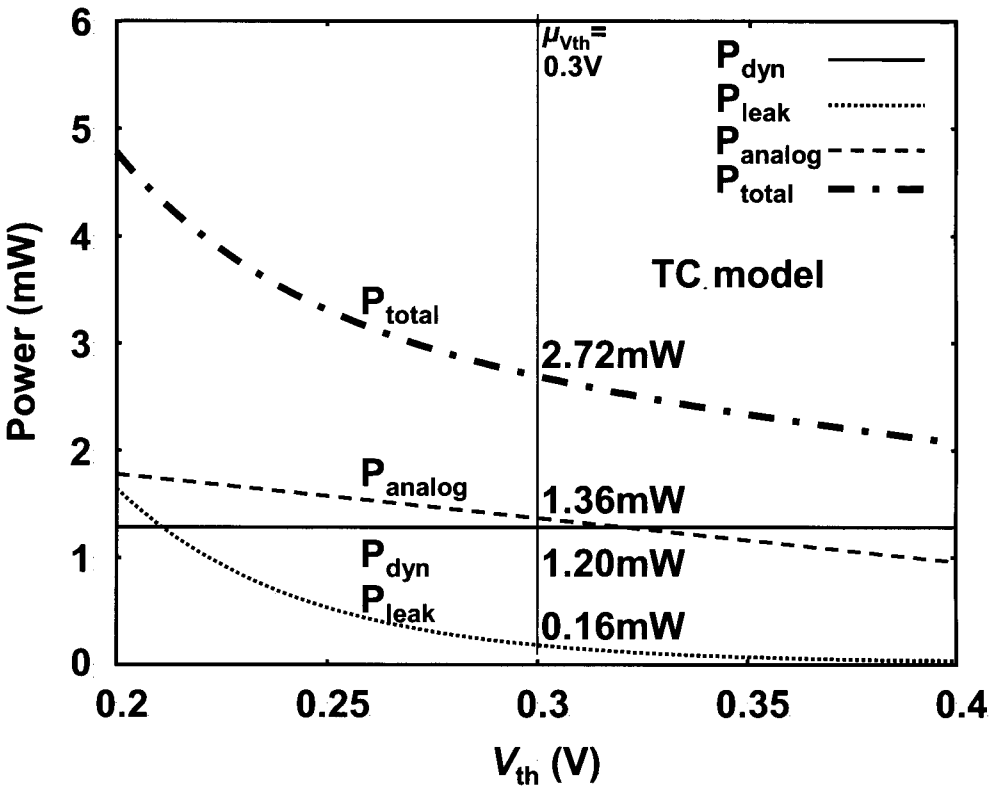


図 6.5　TV モデルと TC モデルの電力バラツキの例

従来の（threshold-voltage constant:TC）モデルではしきい値バラツキは考慮されておらず，V_{th} を 0.3V 固定で全てのセンサノードの電力を 2.72mW とする．

図 6.6 に総電力の厳密な分布，式（5.9），（5.10）を用いた線形近似正規分布，厳密な分布と同じ平均と分散の値を用いた分布の 3 つを示す．厳密な分布は式（5.1）（5.2）（5.3）と図 6.4 から求められているが，式（5.2）（5.3）が V_{th} の線形な関数ではないため正規分布とはならない．線形近似正規分布は式（5.9），（5.10）から 1 次近似によって近似されている．線形近似正規分布，厳密な分布と同じ平均と分散の値を用いた分布はともに正規分布である．次節ではこれらのモデルを用いてシミュレーションをおこなう．

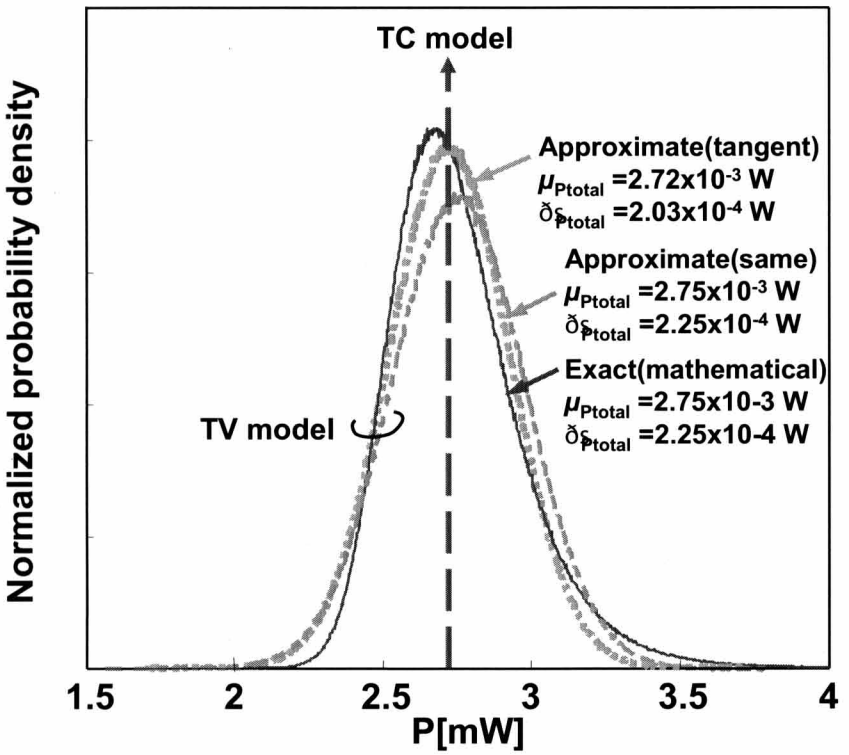


図 6.6 TV モデルと TC モデルの電力分散

6.4 シミュレーションによる評価

6.4.1 ノードバラツキによるネットワークへの影響

ネットワークシミュレータに TV モデルと TC モデルを実装し，ネットワークライフタイムへの電力バラツキの影響を示す．ネットワークシミュレータには QualNet を用いる [14]．100m 四方のセンシングフィールドに 256 個のセンサノードをランダムに配置し，基地局を中心に配置する．データ収集型のアプリケーションを想定し，全てのノードが 1000s ごとにセンシングデータを基地局へマルチホップで送信する．物理層では LPL[15] を想定し，MAC には PAMAS[9] を用いる．また，経路制御プロトコルは Tiny Diffusion を用い，その際の interest パケットはシミュレーション開始時のみ送信することとする [5]．このシミュレーションではデータ到着率が 90 %をきるまでをライフタイムとする．ライフタイム

は50回の試行の平均値をとるものとする．

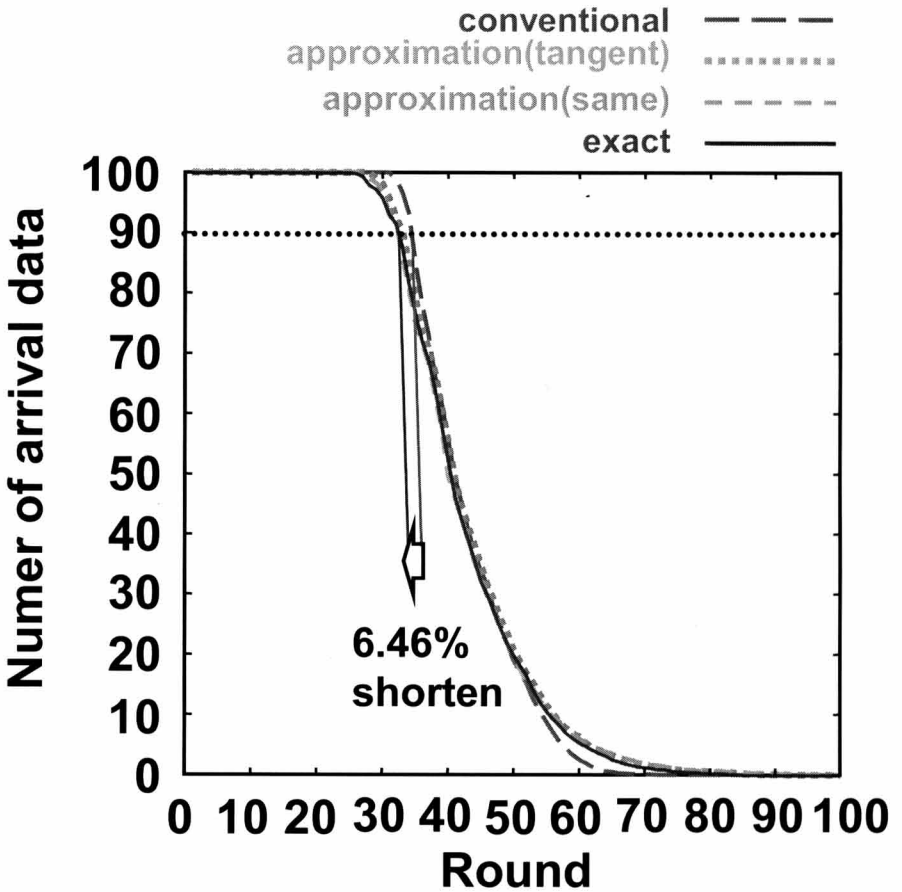


図6.7　$\mu_{P_{\mathrm{dyn}}} + \mu_{P_{\mathrm{leak}}} : \mu_{P_{\mathrm{analog}}} = 0.5 : 0.5$ の場合のデータ到着率

図6.7，6.8はTVモデルとTCモデルのデータ到着率を示している．また，図6.7ではマイクロプロセッサとRFの電力の比を0.5:0.5としている．一方，図6.8ではマイクロプロセッサとRFの電力の比を0.9:0.1としている．これは，将来リーク電力が大きくなることが予想されているためである．

TVモデルはTCモデルとほぼ同じ平均電力である．しかしながら，TVモデル（厳密な分布）はTCモデルに比べてライフタイムが図6.7では6.46%，図6.8では8.17%短くなっている．これは，TVモデルではいくつかのセンサノードが平均より劣っているためであり，ネットワークライフタイムに影響を与えやすいことがわかる．一方TCモデルではこ

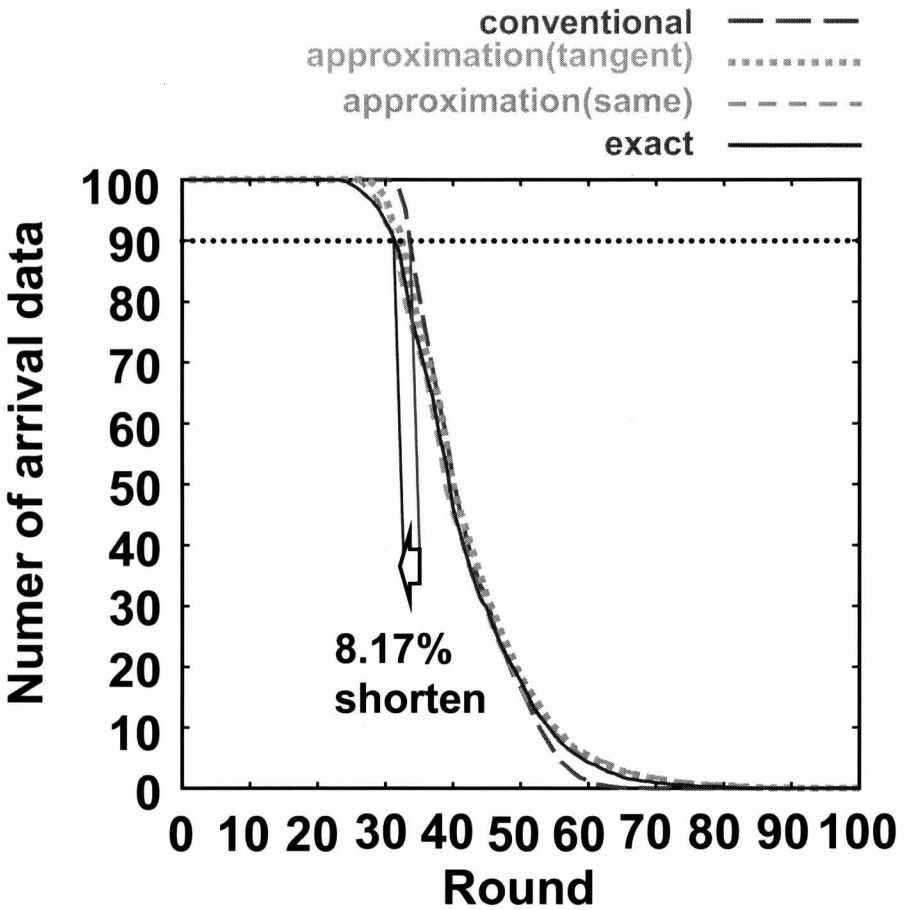


図 6.8 $\mu_{P_{\mathrm{dyn}}} + \mu_{P_{\mathrm{leak}}} : \mu_{P_{\mathrm{analog}}} = 0.9 : 0.1$ の場合のデータ到着率

の現象は発生しない．図とを比較すると，図のほうが図よりはやくデータ到着率が減少していることがわかる．これよりマイクロプロセッサの電力の方が RF の電力より大きな影響を与えることがわかる．

次に TV モデルの 2 つの正規分布と厳密な分布について比較する．線形近似分布のモデルでは図のようにマイクロプロセッサの電力の占める割合が小さい場合ほぼ厳密な分布とほぼ同じ傾向をしめしている．しかし図のようにマイクロプロセッサの電力が大きくなると，厳密な分布とはずれが生じる．これはリーク電力が増加したためと考えられる．また厳密な分布と同じ電力の平均と分散をもった正規分布ではどちらの図の場合においてもほぼ同じ傾向を示している．これより厳密な分布と同じ電力の平均と分散をもった正規分布

を用いることが適切であるといえる.

6.4.2 最適なセンサノード配置によるライフタイム向上

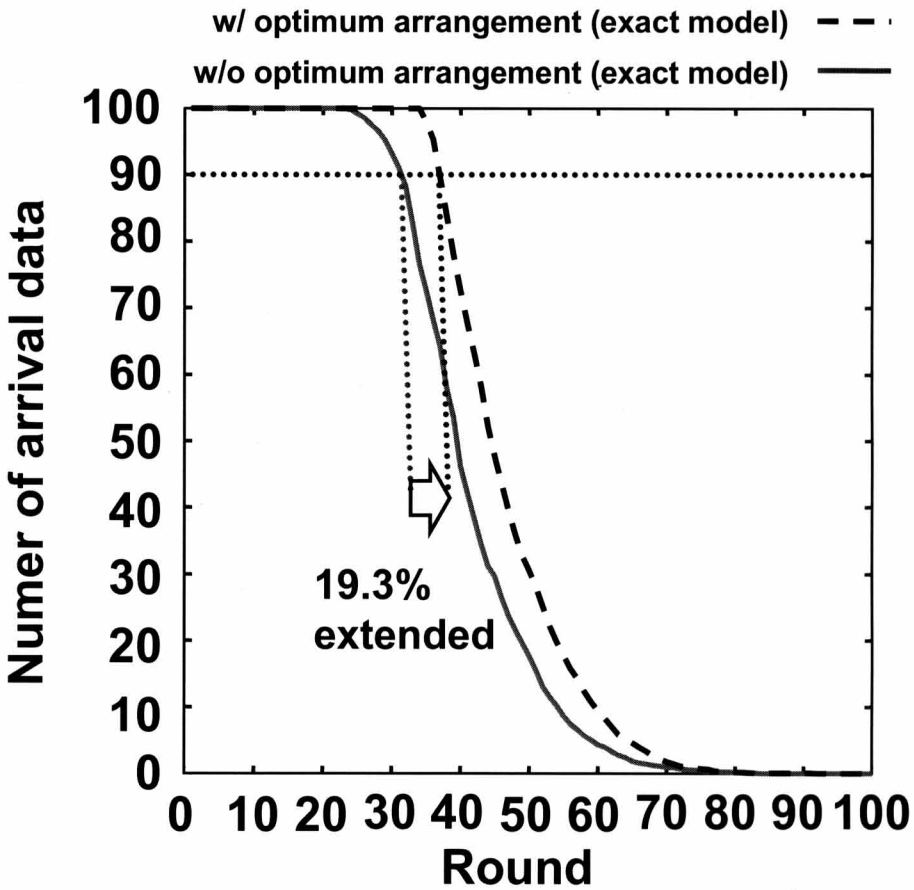


図 6.9 厳密な分布を用いた適切な配置をおこなった場合のデータ到着率

電力バラツキを考慮した場合，センサノードの適切な配置によってライフタイムを向上させることができる．基地局に近いセンサノードは，遠くのセンサノードのデータを中継するため通信回数が多い [29]．したがって，基地局から近いほど電力を消費することがわかる．リーク電力テストからしきい値を求めることができるため，ノードの性能をあらかじめ知ることが可能である．このテストから低消費電力の（しきい値の小さい）ノードを基地局の近くに配置し，電力の大きなノードを基地局から遠い場所に配置する．図 6.9 は

厳密な分布を用いた適切な配置をおこなった場合のライフタイムを示している．これによりランダムに配置した場合に比べ 19.3% ライフタイムを向上することができた．

6.5 結言

本章では電力バラツキを考慮したセンサノードの消費電力のモデル化をおこなった．さらに，ノードの性能により適切にノードを配置することでライフタイムの向上を達成した．

第 7 章

結論

本論文では，長寿命ワイヤレスセンサネットワークのためのネットワークプロトコルについて述べた．

第 3 章　データ送信スケジューリング –ネットワーク層とアプリケーション層との協調設計–

データ送信スケジューリングを提案した．センサネットワークで応用が期待される定期情報収集型アプリケーションにおいて，スケジューリングはシステム可用時間向上に大きな影響を及ぼす．従来研究として時間駆動型データ送信スケジューリングが提案されていた．しかし時間駆動型のスケジューリングは再送ができないことや時間同期が必要であること，また，データ集約を生かしきれていないといった問題があった．そこで本研究では時間駆動ではなくイベント駆動型のスケジューリング方式を提案した提案方式では，RTS/CTS に基づいたイベント駆動型スケジューリングによって再送・時間同期・データ集約といった問題を解決した．シミュレーションによって比較した結果，ロジーでない環境で，提案方式は従来方式に比べシステム可用時間を向上し，有効であることを示した．またロジーな環境でも提案方式は従来方式よりパケット到着数が多くすることができ，優位であることを示した．

第4章 マルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御方式
–ネットワーク層とデータリンク層との協調設計–

I-MAC を基としてマルチ起動周期メディアアクセスを用いたマルチパス経路制御方式を提案した．提案方式では，I-MAC における遅延，オーバーヒアリングを解決することを目的とした．低遅延とオーバーヒアリングの削減のために，二種類の起動周期を組み合わせ，ロバスト性を高めるためにマルチパス経路制御を導入した．またこの二種類の方式の統合を考え，動作方法を説明した．そしてシミュレーションにより提案方式は従来方式に比べ，システム可用時間の向上，遅延時間の削減，ロバスト性の向上を達成したことを述べた．

第5章 データ集約を考慮した部分起動 RAM
–ネットワーク層と物理層との協調設計 1–

データ集約を考慮した部分起動 RAM の導入を提案した．提案方式では，データ集約による消費電力削減効果と，それによって増加する RAM 待機電力の抑制を両立させることを目的とした．部分起動 RAM は，RAM の内部を複数のブロックに分割し，各ブロックごとに電源の ON/OFF を切り替える機構を持たせることで待機電力を削減する．部分起動 RAM の導入によって，データ集約に必要十分な RAM 容量を確保しても，無駄な待機電力を削減することでセンサノード全体の消費電力を削減できることを述べた．シミュレーションによる評価をおこない，データ集約と 8,192bit の部分起動 RAM を組み合わせの場合，従来に比べ 50% の消費電力削減効果があることを示した．また，あらゆる状況において提案手法が有効であることを示した．

第6章 センサノードの製造バラツキを考慮したシステム可用時間改善方式
–ネットワーク層と物理層との協調設計 2–

センサノードの製造バラツキを考慮したモデルを提案した．センサノードの消費電力を論理回路，メモリ，RF の 3 つに分類しそれぞれの電力をモデル化した．モデル化した電

力から分布を求め，それに近似した 3 つの分布モデルを導いた．各分布モデルと従来のモデルをネットワークシミュレーションに実装し，ライフタイムの比較をおこなった．また，提案モデルを考慮したセンサノード配置方法を提案し，ライフタイムを向上することができた．

本論文ではネットワーク層を中心として，アプリケーション層，データリンク層，物理層との協調設計をおこなった．従来のネットワークでは階層間の協調設計をおこなっている研究は少ない．特にプロトコルとハードウェアを同時に考慮することは稀である．本研究では階層間の協調設計によりデータトラフィック・オーバーヒアリング・アイドルリスニング・ハードウェアの消費電力の問題を解決し，センサネットワークシステムの長寿命化を実現した．

謝辞

本研究の機会を賜り，熱心に御指導頂きました吉本雅彦教授に深く感謝するとともに厚く御礼申し上げます．

本研究を進めるにあたり，直接の御指導と多くの貴重な御助言を頂きました太田能准教授に心から感謝いたします．

本研究において，数々の有益な御助言を頂きました川口博准教授に心から感謝するとともに厚く御礼申し上げます．

また，本研究において，有益な御教示を賜りました玉置久教授，森井昌克教授に深く感謝いたします．

本研究に際し，熱心な御指導を頂きました高木由美助手に深く感謝いたします．

本研究に対して有益な御助言，御指導を賜りました，宮越純一博士，川上健太郎博士，村地勇一郎博士，森田泰弘博士，Augusto Foronda 博士に厚く感謝の意を表します．

本研究に際し，同じ WINE プロジェクトに属し，有益な議論や御意見を頂いた三上真司博士，芳野宏徳氏，竹内隆氏，青西孝文氏，一圓真澄氏，祇園昭宏氏，和泉慎太郎氏，大竹優氏，李赫鍾氏，小西恵大氏，鶴田嵩氏，酒井康晴氏，岡顕久氏に深く感謝致します．

研究室配属から 6 年の間ともに研究室生活を過ごし，共に切磋琢磨できた藤原英弘博士に深く感謝致します．

研究室配属から修士号取得までの 3 年間研究生活をともに過ごした，長井健一氏，濱本真生氏，福山祐貴氏，山本亮氏に深く感謝いたします．

国際学会発表の際，熱心に英語の御指導を賜りました月野光先生に深く感謝の意を表します．

研究室配属から研究生活を共にし，多くのご助言とご協力をいただいた，松野哲郎氏，竹村淳氏，野口紘希氏，飯沼隆弘氏，石原朋和氏，印芳氏，黒田光彦氏，吉野圭一氏，井口友輔氏，坂田義典氏，高橋巧至氏，李将充氏，奥村俊介氏，上農哲也氏，谷純一氏，中田洋平氏，三浦和夫氏，水野孝祐氏，藤永剛史氏，嶋井優介氏，高木智也氏，竹内幸大氏，山口幸介氏，吉川将弘氏，吉本秀輔氏，何光霽氏，菅原隆伸氏，西野允雅氏，寺田正治氏，天下卓郎氏，鍵山祐輝氏，久賀田耕史氏，寺地陽祐氏に深く感謝いたします．

研究室転属から研究生活を共にし，多くのご助言とご協力をいただいた，松本卓也博士，杉川智氏，伊藤義人氏，大原誠氏，Afolabi Akindele Segun 氏，桂章仁氏，小林裕史氏，小山陽平氏，清水則史氏，樋口雄飛氏，三木正樹氏，渡部祐也氏，上田哲也氏，堀上真司氏，村井俊哉氏，村田亘氏，矢倉健一郎氏，岡田和也氏，加藤祐介氏，竹川久美子氏，徳永悠氏，山林潤氏，田邊雄也氏，田村一起氏，戸谷洋輔氏，中田健太郎氏，松元隆志氏，安西達哉氏，渡邉俊介氏，Pham Nguyen Tu Nhy 氏，Diao Yiyuan 氏，高原耕平氏，亀田浩志氏，田中大毅氏，前田佳香氏，村上浩章氏，安田浩輔氏，柳原智哉氏，Munkhbat erdenebileg 氏に深く感謝いたします．

研究生活のお世話をしてくださり温かく見守ってくださいました研究室秘書の泉由里絵氏，呉恵美氏，坪井彩氏，松岡啓子氏に深く感謝いたします．

また，本研究は，総務省・戦略的情報通信研究開発推進制度（SCOPE），平成 18 年度文部科学省科学研究費補助金基盤研究（C）（課題番号 18500052）および若手研究（B）（課題番号 16760271）のもとに実施したものであり，ここに謝意を表します．

最後に，私の研究生活をささえてくれた家族に心から感謝いたします．

参考文献

[1] B. Krishnamachari, D. Estrin, and S. Wicker, "Modelling Data-Centric Routing in Wireless Sensor Networks", in Proc. of IEEE INFOCOM, June 2002.

[2] C. Intanagonwiwat, R. Govindan, D. Estrin, J. Heidemann, and F. Silva, "Directed Diffusion for Wireless Sensor Networking," in Proc. of IEEE/ACM Transaction on Networking, Vol. 11, pp. 2–16, Feb. 2003.

[3] F. Ye, G. Zhong, S. Lu, and L. Zhang, "GRAdient Broadcast: Robust Data Delivery Protocol for Large Scale Sensor Networks," in Proc. of ACM Wireless Networks, Vol. 11, No. 3, pp. 285–298, May 2005.

[4] R. C. Shah and J. M. Rabaey, "Energy Aware Routing for Low Energy Ad Hoc Sensor Networks," in Proc. of IEEE Wireless Communications and Networking onference, Vol. 1, pp. 350–355, Mar. 2002.

[5] J. Heidemann, F. Silva, and D. Estrin, "Matching Data Dissemination Algorithms to Application Requirements," in Proc. of the ACM SenSys Conference, pp. 218–229, Nov. 2003.

[6] J.C. Chen, K. Yao, R.E. Hudson, "Source Localization and Beamforming," in IEEE Signal Processing Magazine, Vol. 19, No. 2, pp. 30–39, Mar. 2002.

[7] D. Petrovic, R.C. Shah, K. Ramchandran, and J. Rabaey, "Data Funneling: Routing with Aggregation and Compression for Wireless Sensor Networks," Sensor Network Protocols and Applications (SNPA'03) in Proc. of the First IEEE International Workshop on, pp. 156–162, May 2003.

[8] P. Karn, "MACA-A new channel access method for packet radio," in Proc. of ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference, Vol. 9, pp. 134–140, Sep. 1990.

[9] M. Woo and C.S. Raghavandra, "PAMAS: Power Aware Multi-Access Protocol with Signalling for Ad Hoc Networks," in Proc. of ACM/IEEE Mobile Computing and Networking, Vol. 28, No. 3, pp. 5–26, July 1998.

[10] J. Hill and D. Culler, "Mica: A Wireless Platform for Deeply Embedded Networks," in IEEE Micro, Vol. 22, No. 6, pp. 12–24, Nov. 2002.

[11] A. El-Hoiyi and J. D. Decotignie, "WiseMAC: An Ultra Low Power MAC Protocol for the Downlink of Infrastructure Wireless Sensor Networks," in Proc. of the 9th IEEE Symposium on Computers and Communication, Vol. 1, pp. 244–251, June 2004.

[12] M. Ichien, T. Takeuchi, S. Mikami, H. Kawaguchi, C. Ohta, and M. Yoshimoto, "Isochronous MAC using Long-Wave Standard Time Code for Wireless Sensor Networks," in Proc. of International Conference on Communications and Electronics (ICCE), pp. 172–177, Oct. 2006.

[13] M. L. Sichitiu, "Cross-Layer Scheduling for Power Efficiency in Wireless Sensor Networks" in Proc. of IEEE INFOCOM, Vol. 3, pp. 1740–1750, Mar. 2004.

[14] Scalable Network Tecnology, "http://www.scalable-networks.com/," Scalable Network Tecnology

[15] J. Polastre, J. Hill, D. Culler, "Versatile low power media access for wireless sensor networks, In Proc. of the Second ACM Conference on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys), pp. 95–107, Nov. 2004.

[16] J. V. Greunen, D. Petrovic, and A. Bonivento, "Adaptive Sleep Discipline for Energy Conservation and Robustness in Dense Sensor Networks," IEEE International Conference on Communications, Vol. 6, pp. 3657–3662, June 2004.

[17] W. Fe, J. Heidemann, and D. Estrin, "Medium Access Control With Coordinated Adap-

tive Sleeping for Wireless Sensor Networks," IEEE/ACM Transactions on Networking, Vol. 12, No. 3, pp. 493–506, June 2004.

[18] W. Fe, J. Heidemann, and D. Estrin, "An Energy-Efficient MAC Protocol for Wireless Sensor Networks," IEEE INFOCOM, Vol. 3, pp. 1567–1576, June 2002.

[19] G. Anasstasi, A. Falchi, A. Passarella, M. Conti, and E. Gregori, "Performance measurements of motes sensor networks," ACM International Symposium on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems, pp. 174–181, Oct. 2004.

[20] B. P. Otis, Y. H. Chee, R. Lu, N. M. Pletcher, and J. M. Rabaey, "An Ultra-Low Power MEMS-Based Two-Channel Transceiver for Wireless Sensor Networks," in Proc. of Symposium on VLSI Circuits, pp. 20–23, Jun. 2004.

[21] Real Time Clock IC,`http://www.oki.com/en/press/2007/z07003e.html`

[22] M. Sheets, F. Burghardt, T. Karalar, J. Ammer, Y. Chee, and J. Rabaey, "A Power-managed Protocol Processor for Wireless Sensor Networks," in Proc. on Symposium on VLSI Circuits, pp. 212–213, Sep. 2006.

[23] Hspice, synopsys, `http://www.synopsys.com/products/mixedsignal/hspice/hspice.html`

[24] T. Sakurai, H. Kawaguchi, and T. Kuroda, "Low-power CMOS design through VTH control and low-swing circuits (invited)," in Proc. of IEEE International Symposium on Low Power Electronics and Design, pp. 1–6, Aug. 1997.

[25] B. Razavi,"Design of Analog CMOS Integrated Circuits" McGraw-Hill Publishing Co., Oct. 2003, ISBN: 0072372710.

[26] T. Sakurai, A. R. Newton, "Alpha-Power Law MOSFET Model and Its Applications to CMOS Inverter Delay and Other Formulas," IEEE Journal of Solid-State Circuits, vol. 25, no. 2, pp. 584–594, Apr. 1990.

[27] J. W. Tschanz, J. T. Kao, S. G. Narendra, R. Nair, D. A. Antoniadis, and A. P. Chandrakasan, "Adaptive Body Bias for Reducing Impacts of Die-to-Die and Within-Die Pa-

rameter Variations on Microprocessor Frequency and Leakage," IEEE Journal of Solid-State Circuits, vol. 1, pp. 422–478, Nov. 2002.

[28] M. Izumikawa, H. Igura, K. Furuta, H. Ito, H. Wakabyashi, K. Nakajima, T. Mogami, T. Horiuchi, and M. Yamashita, "A 0.25-μm CMOS 0.9-V 100-MHz DSP Core," IEEE Journal of Solid-State Circuits, vol. 32, No. 1, Jan. pp. 52–61, 1997.

[29] W. Heinzelman, A. Chandrakasan and H. Balakrishnan,"Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks," System Sciences, Jan. 2000, ISBN: 0-7695-0493-0.

著者の研究業績目録

A. 学会誌論文（筆頭論文，査読有）

1. Takashi Matsuda, Masumi Ichien, Hiroshi Kawaguchi, Chikara Ohta, and Masahiko Yoshimoto, "Data Transmission Scheduling based on RTS/CTS Exchange for Periodic Data Gathering Sensor Networks," IEICE Trans. Communications, vol.E90-B, no.12, pp.3410-3417, Dec. 2007.
2. Takashi Matsuda, Takashi Takeuchi, Takafumi Aonishi, Masumi Ichien, Hiroshi Kawaguchi, Chikara Ohta, and Masahiko Yoshimoto "A Power-Variation Model for Sensor Node and the Impact against Life Time of Wireless Sensor Networks," IEICE Electronics Express （ELEX）

B. 国際会議（筆頭論文，査読有）

1. T. Matsuda, T. Takeuchi, H. Yoshino, M. Ichien, S. Mikami, H. Kawaguchi, C. Ohta, and M. Yoshimoto, "A Power-Variation Model for Sensor Node and the Impact against Life Time of Wireless Sensor Networks," Proceedings of International Conference on Communications and Electronics (ICCE), pp. 106-111, Oct. 2006.
2. Takashi Matsuda, Masumi Ichien, Shinji Mikami, Hiroshi Kawaguchi, Chikara Ohta, and Masahiko Yoshimoto, "Data Transmission Scheduling based on RTS/CTS Exchange for Periodic Data Gathering Sensor Networks," First International Conference on Communications and Electronics (ICCE 2006), Hanoi, Vietnam, Oct. 2006.

3. Takashi Matsuda, Takafui Aonishi, Takashi Takeuchi, Hiroshi Kawaguchi, Chikara Ohta, and Masahiko Yoshimoto, "Multipath Routing Using Isochronous Medium Access Control with Multi Wakeup Period for Wireless Sensor Networks," Proc. IEEE International Symposium on Wireless Communication Systems 2007 (ISWCS2007), pp. 718-721, Trondheim, Norway, 16-19 October, 2007.

4. Takashi Matsuda, Shintaro Izumi, Takashi Takeuchi, Hidehiro Fujiwara, Hiroshi Kawaguchi, Chikara Ohta, and Masahiko Yoshimoto, "Impact of Divided Static Random Access Memory Considering Data Aggregation for Wireless Sensor Networks," Proc. of 7th Asia-Pacific Symposium on Information and Telecommunication Technologies (APSITT 2008), pp.130-134, Bandos Island, Maldives, April 2008.

本研究に関するその他の発表（査読無）

1. 芳野　宏徳，青西　孝文，一圓　真澄，松田　隆志，太田　能，川口　博，吉本　雅彦，"センサノードの製造バラツキを考慮したネットワーク可用時間改善の一検討，" 電子情報通信学会総合大会，BS-10-5，2006 年 3 月.

2. 芳野　宏徳，竹内　隆，一圓　真澄，松田　隆志，三上　真司，太田　能，川口　博，吉本　雅彦，"製造ばらつきを考慮したセンサネットワークノード消費電力モデルの提案と評価，" 電子情報通信学会技術研究報告，NS2006-6，21-24 ページ，2006 年 4 月.

3. 松田　隆志，一圓　真澄，三上　真司，太田　能，川口　博，吉本　雅彦，"定期情報収集型センサネットワークのための RTS/CTS 交換に基づくデータ送信スケジューリング，" 電子情報通信学会技術研究報告，NS2006-7，25-28 ページ，2006 年 4 月.

4. 酒井　康晴，松田　隆志，和泉　慎太郎，竹内　隆，藤原　英弘，川口　博，太田　能，吉本　雅彦，"ワイヤレスセンサネットワークのためのデータ集約を考慮した部分起動メモリの電力削減効果に関する研究，" 電子情報通信学会ソサイエティ大

会，B-20-10，346 ページ，2008 年 9 月.

本研究に関する特許出願

1. 松田　隆志・三上　真司・川口　博・太田　能・吉本　雅彦，データ通信スケジューリング方式およびそれを用いたセンサネットワークシステム，日本国，平成 18 年 10 月 13 日出願.