

無線センサネットワークを用いた構造モニタリングのための マルチチャネル利用型並列一括収集機構

黒岩 拓人^{†a)} 鈴木 誠[†] 猿渡 俊介^{††} 長山 智則^{†††}
森川 博之[†]

A Multi-Channel Bulk Data Collection Protocol for Structural Health Monitoring
Using Wireless Sensor Networks

Takuto KUROIWA^{†a)}, Makoto SUZUKI[†], Shunsuke SARUWATARI^{††},
Tomonori NAGAYAMA^{†††}, and Hiroyuki MORIKAWA[†]

あらまし 無線センサネットワークを用いた構造ヘルスマニタリングや地震モニタリングなどのアプリケーションでは、膨大なデータが発生する。このため、全てのデータをリアルタイムに収集することは不可能であり、測定後にセンサデータを一括で高速に収集することが求められる。本論文では、このようなアプリケーションにおいては各ノードに同量のデータが蓄積されることに着目し、マルチチャネル通信方式、ブロック転送方式、Maximum-Subtree-First スケジューリングを利用することにより高速一括収集を実現する Maximum-Subtree-First Collection Protocol (MSFCP) を示す。次に、理論的な解析により、パケットロスのない理想的な伝搬環境では MSFCP により最短時間で収集可能であることを示す。最後に、IEEE 802.15.4 に準拠する無線チップ RF230 を具備する IRIS Mote を用いた実装評価により、最大で約 135 kbit/s のスループットが得られることを示す。

キーワード 無線センサネットワーク、一括転送、スケジューリング、干渉抑制

1. ま え が き

近年、無線センサネットワーク技術の進歩に伴い、橋梁などの建築物の構造ヘルスマニタリング [1], [2], 火山活動の様子を監視する火山モニタリング [3], 地震による構造物の振動を計測する地震モニタリング [4] などへの無線センサネットワークの適用が検討されている。これらのアプリケーションでは、膨大なデータが発生するため、全てのデータをリアルタイムに収集するのは困難である。このため、地震など特定の期

間に計測・蓄積されたデータを、測定完了後にシンクノードまで一つのパケットロスもなく一括して収集する。一括収集中は、センシングなどの他の機能を停止しており地震検知等ができなくなるため、収集の高速化が求められる [1]。

無線マルチホップ環境における高速なデータ収集に向けては、スループットの劣化要因であるパス内干渉とパス間干渉を除去する必要がある [5]。ここで、パスとは、センサノードからシンクノードまでにパケットが辿る経路を指す。パス内干渉は同一のセンサノードから転送された異なるパケット同士の衝突である。一方、パス間干渉は異なるセンサノードから転送されたパケット同士の衝突である。

パス間干渉は、自ノードが転送に寄与しないパケットとの衝突であるため、衝突の発生を予想することができず、一般的には解決することが難しい。そのため、Flush [6] や PIP [7] などの既存の一括収集プロトコルでは、単一のパスから逐次的に収集することにより、パス間干渉を除外している。このような逐次収集プロ

[†] 東京大学先端科学技術研究センター, 東京都
Research Center for Advanced Science and Technology, The
University of Tokyo, 4-6-1 Komaba, Meguro-ku, Tokyo,
153-8904 Japan

^{††} 静岡大学情報学部, 浜松市
Faculty of Informatics, Shizuoka University, 3-5-1 Johoku,
Naka-ku, Hamamatsu-shi, 432-8011 Japan

^{†††} 東京大学大学院工学系研究科, 東京都
Faculty of Engineering, The University of Tokyo, 7-3-1
Hongo, Bunkyo-ku, Tokyo, 113-8656 Japan

a) E-mail: kuroiwa@mmlab.t.u-tokyo.ac.jp

トコルの場合、2. に示すとおり、シンクノードの帯域利用効率はたかだか 50%にとどまるという問題がある。したがって、スループットの向上のためには、パス間干渉を考慮しながら並列的に収集することが必要となる。

本論文では、データ収集の高速化に向けて、アプリケーションのトラフィックパターンに着目し、パス間干渉を抑制しながら並列的に収集する *Maximum-Subtree-First Collection Protocol* (MSFCP) について示す。MSFCP は、各ノードの転送するデータ量が同一というアプリケーションの特徴に着目し、以下の三つの方式を組み合わせることによって、パス間干渉を抑制しつつも、並列収集を可能とする。

- IEEE 802.15.4 に準拠する無線通信モジュールでは、16 のチャネルを利用可能である。シンクノードからのホップ数のみに基づいてセンサノードの送信チャネルを決定するという簡易なチャネル割当てによって、パス内干渉を除去するとともに、パス間干渉の発生するノードをシンクノードから同一ホップに存在するノード間に制限する。

- キャリヤセンスによるランダムバックオフなど、遅延が不確定となる要因を避けることで、転送スループットを高速化するとともに、転送時間の不確定性を低減する。これにより、データ量が同一という条件の下、緩いスロット化が行われる。

- 送信バッファ量の情報に基づいて子ノードに対してデータ送信を要求する転送スケジューリングによって、スロット化されているという条件のもと、同一ホップでのデータ転送を 1 リンクのみ抑制する。これにより、パス間干渉の発生が抑制される。

続いて、本論文では、理論的解析により、パケットロスの発生しない理想的な伝搬環境において、MSFCP が最適なスケジューリング方式の一つであることを示す。また、IRIS Mote を利用して、パケットロスが発生するなど、現実的な環境を模した評価を行い、MSFCP の有効性を示す。更に、理論的解析をもとに、どのようなトポロジーに対して MSFCP が有効であるかに関する考察を示す。

本論文の構成は以下のとおりである。まず、2. で、データ収集プロトコルの既存研究について概説する。次いで、3. で、MSFCP の設計を示し、4. で、理想的な環境下における収集時間の理論的解析を行い、5. で、IRIS Mote を利用したスループットを評価する。更に、6. で、MSFCP が有効となるトポロジーについ

て考察を示し、最後に、7. でまとめとする。

2. 関連研究

無線センサネットワークにおけるデータ収集は、表 1 に示すように、省電力収集と高速一括収集とに分類される。

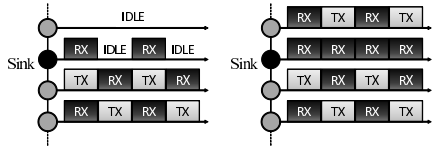
環境モニタリング、野生生物モニタリング、データセンタモニタリングなどのアプリケーションでは、少量のデータが長期にわたって定期的に収集される。省電力収集プロトコルは、Collection Tree Protocol (CTP) [8] や Backpressure Collection Protocol (BCP) [9] をはじめとして多数研究されている。しかしながら、これらのプロトコルは、省電力化を主な目的としており、構造モニタリングに必要な 100%信頼性を提供できないため、本論文では議論の対象とはしない。

高速一括収集プロトコルでは Fetch [3]、Flush [6]、PIP [7] などの研究がある。Fetch は火山モニタリングにおけるデータ収集の評価を行ったものであるが、パス内干渉やパス間干渉の影響でスループットはわずか 1 kbit/s にとどまっている。Flush [6] や PIP [7] は、このような干渉の抑制について考慮している。Flush は、動的な送信レート制御によりパス内干渉を抑制して約 10 kbit/s を実現している。PIP は、ホップごとに複数のチャネルを割り当てることによりパス内干渉を抑制して約 60 kbit/s を達成している。

任意のトポロジーに対してパス間干渉の発生を把握することは困難であるため [10]、Flush や PIP は、単一パスから逐次的に収集を行うことでパス間干渉を除去している。このような逐次収集プロトコルでは、マルチホップネットワークの場合、少なくとも全収集時間の半分の期間でシンクノードが受信待機状態となり、帯域利用効率が 50%にとどまるという問題がある [7]。なぜなら、図 1 (a) に示すように、シンクノードの子ノードは、シンクノードに転送するために、送信及び

表 1 無線センサネットワークにおけるデータ収集
Table 1 Data collection in wireless sensor networks.

トラフィックパターン	アプリケーション	収集プロトコル
省電力収集	環境モニタリング 野生生物モニタリング データセンタモニタリング	CTP [8] BCP [9]
高速一括収集	構造ヘルスマニタリング 地震モニタリング 火山モニタリング	Fetch [3] Flush [6] PIP [7] SSMH [2]



(a) 単一パスからの収集 (b) 複数パスからの収集

図1 単一パス/複数パスからの収集におけるシンクノードの帯域利用効率

Fig. 1 Sink node bandwidth utilization in a single flow/multiple flows collection.

受信を交互に行う必要があるためである。シンクノードの具備する通信機を可能な限りデータ受信状態に保つためには、図1(b)に示すように、複数のパスから並列的に収集することにより、このような受信待機時間を削減する必要がある。

並列的に収集するプロトコルとして、SSMHプロトコル[2]が検討されている。SSMHプロトコルでは、複数チャンネルの利用、及びACKによるオーバーヘッドを削減するためのブロック転送により高速化を図っている。しかしながら、スループットへの影響が大きいキャリアセンスや転送スケジューリングについて検討されておらず、スループットはPIPと同程度の60 kbit/sにとどまっている。

3. 設 計

ここでは、MSFCPの設計について述べる。MSFCPは、PIP、Flush、SSMHなどと同様に、半二重通信が可能な無線通信モジュールを一つのみ具備する無線センサノードを対象とする。また、マルチチャンネル通信、ブロック転送、MSFスケジューリングによって、パス内干渉及びパス間干渉を抑制しつつ、並列収集を可能とする。

MSFCPによる収集開始前にはシンクノードをルートとするトリー型トポロジーが構築されていることが前提となる。Flush[6]やPIP[7]と同様に、トポロジーの構築はCTP[8]などの既存のルーチングプロトコルを利用する。また、収集開始時にはルーチングパケットとデータパケットとの衝突を避けるため、ルーチングプロトコルを停止する。収集には、ルーチングプロトコル停止直前のトポロジー情報を用いる。なお、データ収集は数分から数十分であり、この間はリンクは安定であると考えられる[6],[7]。

3.1 マルチチャンネル通信

IEEE 802.15.4に準拠する無線通信モジュールでは、2.4 GHz帯の互いに干渉しない16のチャンネルが利用

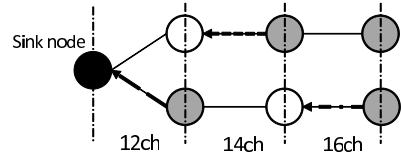


図2 チャンネル割当及びスケジューリング

Fig. 2 Channel allocation and transmission scheduling.

可能である。複数チャンネルを同時に利用することができれば、スループットの向上が可能となる。これに向けては、各リンクの通信に利用するチャンネルをできる限り干渉が生じないように割り当てることが重要である。

チャンネル割当には動的な方法と静的な方法がある。動的にチャンネルを割り当てる方法は、干渉を低減できる一方で、頻繁なチャンネル切替などのオーバーヘッドが発生する。一方、静的にチャンネルを割り当てる方法は、無線環境の変動が激しい場合にはリンク途絶によるアイソレーションなどの問題がある。

対象とするアプリケーションでは、ノード配置が固定的であること、4, 5ホップ以上離れたノード間では干渉の影響は無視できること[6],[7]、及び収集時間は数分程度であるため伝搬環境の変動は大きくないことから、図2のようにシンクノードからのホップ数のみに基づいて静的にチャンネルを割り当てる。これは、PIPやSSMHプロトコルと同様のチャンネル割当手法である。ホップごとの静的なチャンネル割当により、Flush[6]に備えられているようなレート制御を行わずにパス内干渉を抑制できるだけでなく、パス間干渉の発生も同じホップ間での通信のみに限定される。

3.2 ブロック転送

各ノード間の通信には、複数パケットを一つのブロックとして連続的に送信するブロック転送を行う。ブロック転送によって、制御パケットやキャリアセンス、チャンネル切替などのオーバーヘッドを相対的に削減するとともに、各リンクの速度を同等に保つことが可能となる。ブロック転送では、転送に必要なメモリ量が多くなるものの、不確定な遅延が相対的に低減し、各リンクでの転送時間がおおよそ等しくなる。パケットロス発生時には再送により転送時間に揺らぎが発生するためスロット化が崩れ、パス間干渉が発生してしまう。この問題については、コネクション型を採用し、コネクション確立時のみキャリアセンスを行うことで解決する。

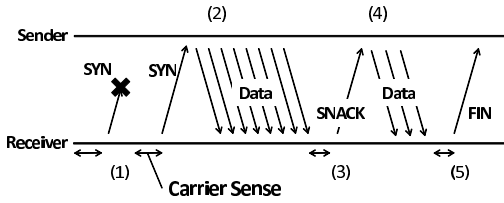


図3 ブロック転送
Fig. 3 Block transfer.

ブロック転送のシーケンスを図3に示す。(1)コネクション確立のために、受信ノードがキャリヤセンスにより他ノード間の通信がないことを確認してから送信開始要求 (SYN) を送信する。キャリヤセンスにより他ノードの通信を検知した場合は、ランダム時間待機 (バックオフ) してから再度キャリヤセンスを行う。(2)コネクション確立後は、送信ノードがキャリヤセンスやランダムバックオフを省略してデータを転送する。(3)受信ノードがブロックの最後のパケットを受信すると、Selective Negative ACK (SNACK) を送信してロスしたパケットを送信ノードに通知する。ブロックの最後のパケットがロスしていた場合は、タイムアウトにより SNACK を送信する。(4) SNACK を受信したノードは、ロスしたパケットのみを再送する。(5)受信ノードが全てのデータを受信すると、FIN を送信してブロック転送を終了する。

3.3 Maximum-Subtree-First スケジューリング

MSFCP では、シンクノードの受信待機時間削減に向け、パス間干渉を抑制しながら複数のパスから並列的に収集する MSF スケジューリングを行う。

各ノードに同量のデータが蓄積されるというアプリケーションの前提と、ブロック転送によりスロット化が行われているという性質に着目することにより、スケジューリングを簡略化する。具体的には、以下に示すような、各ノードの送信バッファ量の情報のみに基づく受信機駆動の自律分散型のスケジューリングを行う。前提として、各ノードは自分の子ノードとその子ノードに属するノード (サブトリー) の総数を把握しているものと仮定する。サブトリーの情報はルーチングの情報を集約することで取得できる。

転送スケジューリングのアルゴリズムを以下に示す。ここで、サブトリーに属する転送すべきデータを保有しているノードの数をデータ残数と定義し、自ノードのサブトリーの中で、データ残数が最も多いサブトリーを最大サブトリーと定義する。

(A-1) シンクノードは、最大サブトリーのルートノードに送信開始要求を送信する。

(A-2) 次に、直前にデータを受信したサブトリーを除く、最もデータ残数の多いサブトリーのルートノードに送信開始要求を送信する。以降はこれを繰り返す行う。

(B-1) シンクノード以外のノードは、送信チャネルで待機し、親ノードからの送信開始要求を受信するとデータ送信を開始する。

(B-2) 送信完了後、受信チャネルに切り換え、自ノードの最大サブトリーのルートノードから受信する。

(B-3) データの受信が完了すると送信チャネルに切り換えて待機する。

スロット化されているという条件の下では MSF スケジューリングにより各ホップで通信を行うリンクを一つのみに限定できる。なぜなら、(1)最初の通信はシンクノードとその一つの子ノードとの通信のみであること、(2)ある瞬間にあるホップ h で一つのノード N_1 のみが送信しているとすると、 N_1 が送信を完了してノード N_2 から受信開始したときにはホップ $h+1$ では N_1-N_2 間のみで通信が行われること、からである。

伝搬環境が均一でない場合には各リンクの転送時間に揺らぎが生じるが、コネクション確立時のキャリヤセンスにより通信を検知することで各ホップで一つのノードのみが送信する状態を維持可能である。キャリヤセンスできる範囲にないノードの伝搬環境が極端に悪い場合には、衝突が多発してスループットが大きく低下する可能性がある。このように一部のノードの伝搬環境が極端に悪くなるのはルーチングプロトコルに問題があるといえるので、本論文では考慮はしない。

センサノードのメモリ制約により、全てのデータを一つのブロックとして送信できない場合には、複数ブロックに分割して転送を行う必要がある。センサノードは1ブロック分のデータをフラッシュから読み込み、MSF スケジューリングを適用してデータを転送する。自ノードとその子孫ノードのブロックデータを転送し終えたノードは、次の1ブロック分のデータをフラッシュから読み込む。シンクノードは、MSF スケジューリングを適用して全ノードから1ブロック分のデータを収集する。1ブロック分の収集が完了すると、再び MSF スケジューリングを適用して収集する。これを全てのデータが収集が終わるまで繰り返す。

4. 収集時間の理論的解析

Maximum-Subtree-First (MSF) スケジューリングの収集時間について議論する。はじめに、スケジューリングに依存しない収集時間の下限を示す。次に、MSF スケジューリングが、その下限を達成するアルゴリズムの一つであることを示す。

以下では、簡単のために、チャンネル切換等のオーバーヘッドやパケットロスは発生しないものとする。また、Flush や PIP と同様に、収集中はルーチングプロトコルを停止するため、データ収集中のトポロジーの変化はないものとする。図 4 のように、1 ブロックの送信時間を T_{link} とし、データ収集開始から T_{link} で区切られた時間間隔をスロットとする。また、ノード i の子ノード $s_{i,j}$ をルートとするトリーに属するノードの集合をサブトリー $S_{i,j}$ と定義する。例えば、図 5 では、シンクノード (ノード 0) の 1 番目のサブトリーは $S_{0,1}$ で、そのルートノード $s_{0,1}$ はノード 1 である。

4.1 収集時間の下限

まず一つのサブトリーについての収集時間の下限を示し、その結果に基づいてネットワーク全体の最短収集時間の下限を示す。

センサノードは同時に送受信できないことから、サブトリー $S_{0,j}$ からの全データを収集する時間が最短となるのは、 $s_{0,j}$ が間断なく送受信を繰り返しているときである。 $s_{0,j}$ は、自身の $n_j - 1$ の子孫ノードからデータを受信し、自身も含めた n_j ノード分のデータ

をシンクノードに送信する。したがって、サブトリーの最短収集時間は $(2n_j - 1)T_{link}$ となる。このことから、次の定理が導かれる。

[定理 1] (最短収集時間) 全てのノードからデータを収集するのに要する時間 T_{total} は、シンクノードを除く全ノード数を N 、シンクノードの最大のサブトリーのノード数を $n_{max} (\leq N)$ とすると、

$$T_{total} \geq \max(N, 2n_{max} - 1)T_{link} \quad (1)$$

で表される。

(証明) 収集時間には、トポロジーによらず成立する二つの下限を示す式が存在する。

一つ目は、ノードの総数に依存する下限である。各ノードのデータは、複数のノードを経由し、最後はシンクノードのある一つの子ノードによってシンクノードへと送信される。したがって、どのようなトポロジーにおいても、ノード数 N の全データ収集に要する時間は NT_{link} 以上となる。

二つ目は、最大のサブトリーのノード数 n_{max} に依存する下限である。サブトリーの全データ収集に要する時間は、サブトリーのノード数に依存する。したがって、どのようなトポロジーにおいても、ノード数 N の全データ収集に要する時間は、最大のサブトリーの最短収集時間 $(2n_{max} - 1)T_{link}$ 以上となる。

これらの二つの下限より、定理の帰結が導かれる。

□

4.2 スケジューリング適用時の収集時間

ここでは、MSF スケジューリングにより定理 1 の下限値を実現することができることを示す。その準備として、MSF スケジューリングにより 2 スロット (= 1 サイクル) に 1 回は送信可能であることを示す。そして、サイクル数と各サブトリーのデータ残数についての漸化式を導出する。更に、ノード数と収集時間についての漸化式を導出し、定理 1 の下限を実現できることを示す。

[補題 1] MSF スケジューリングにより、任意のスロットにおいて、送信バッファが空のノードは、データ残数が 0 でない全てのサブトリーのルートノードから受信可能である。

(証明) スロット数 k とし、 k についての数学的帰納法を用いて示す。

(i) あるスロット k で題意が成り立つとする。このと

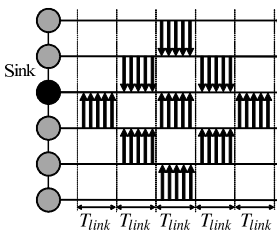


図 4 T_{link} 間隔でスロット化された動作
Fig. 4 Slotted behavior with duration T_{link} .

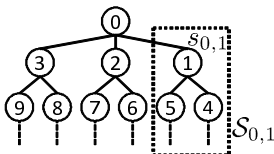


図 5 サブトリーとそのルートノード
Fig. 5 Subtree and its root.

き、送信バッファが空の任意のノード i はその子ノード $s_{i,j}$ ($= i'$) からデータを受信するため、スロット $k+1$ ではノード i' の送信バッファが空となる。

ここで、スロット k における i' の子ノード $s_{i',j'}$ の送信バッファについて考える。送信バッファが空となる場合には、帰納法の仮定により $s_{i',j'}$ はスロット k でデータを受信することができる。送信バッファが空でない場合には、スロット k で i' が通信中のため、 $s_{i',j'}$ は待機状態となる。したがって、スロット $k+1$ において i' の全ての子ノードから受信可能である。

(ii) データ収集開始時には全てのノードの送信バッファにデータがある。そして、最初のスロットであるノード $s_{0,j}$ がシンクノードにデータを送信する。このとき、スロット 2 で $s_{0,j}$ の送信バッファが空となる。また、 $s_{0,j}$ の全ての子ノードから受信可能である。

したがって、(i), (ii) より題意が示される。 □

この補題 1 を適用することにより、直ちに以下の結果が得られる。

[系 1] MSF スケジューリングにより、各ノードはそのサブトリーにデータ残数が 0 でない限り、2 スロットに 1 回送信可能である。

次に、シンクノードの各サブトリーのデータ残数の、サイクル c についての漸化式を示す。漸化式は、系 1 より、各ノードは送信後 1 サイクル経過すると送信可能な状態になっていることから導かれる。ここで、サイクル c の開始時点でのシンクノードのサブトリーのデータ残数を降順にソートした集合を $\mathcal{R}^c = \{r_j^c | r_1^c \geq r_2^c \geq \dots \geq r_{S_0}^c\}$ とする。

[補題 2] MSF スケジューリングを適用すると、任意のサイクル c における $\mathcal{R}^c = \{r_1^c, r_2^c, r_3^c, \dots, r_{S_0}^c\}$ に対して、 \mathcal{R}^{c+1} は、

$$\begin{aligned} & (i) \ r_1^c \geq r_2^c > 0 \text{ のとき,} \\ & \mathcal{R}^{c+1} = \text{sort}\{r_1^c - 1, r_2^c - 1, r_3^c, \dots, r_{S_0}^c\} \quad (2) \\ & (ii) \ r_1^c > r_2^c = r_3^c = \dots = r_{S_0}^c = 0 \text{ のとき,} \\ & \mathcal{R}^{c+1} = \{r_1^c - 1, 0, \dots, 0\} \quad (3) \end{aligned}$$

となる。ただし、 sort は降順ソートを表す。

(証明) 系 1 より、各ノードは送信後 1 サイクル経過すると送信可能な状態になっていることから、サイクル c についての数学的帰納法により示す。

式 (2) は、シンクノードが、サイクル c の最初のス

ロットでデータ残数の最も多いサブトリーからデータを受信し、次のスロットで次にデータ残数の多いサブトリーからデータを受信するときのサブトリーのデータ残数の変化を示している。また、式 (3) は、シンクノードが、サイクル c の最初のスロットでデータ残数の最も多いサブトリーからデータを受信して、次のスロットでは待機しているときのサブトリーのデータ残数の変化を示している。

まず、式 (2) が任意のサイクル c に対して成り立つことを示す。式 (2) があるサイクル c に対して成り立つとする。このとき、 \mathcal{R}^{c+1} の元は、 $\{r_1^c - 1, r_2^c - 1, r_3^c, \dots, r_{S_0}^c\}$ となる。 $r_1^c \geq r_2^c$ から、シンクノードは、サイクル $c+1$ の最初のスロットにおいて $\{r_1^c - 1, r_2^c, \dots, r_{S_0}^c\}$ の中で最も大きい値をもつサブトリーから受信できればよい。系 1 より 2 スロットに 1 回は送信可能となるので、サイクル $c+1$ の最初のスロットにおいて $\{r_1^c - 1, r_3^c, \dots, r_{S_0}^c\}$ のいずれのノードからも受信可能である。同様の議論で、サイクル $c+1$ の最後のスロットにおいても、サイクル $c+1$ の最初のスロットで送信したノードを除く全てのノードから受信可能である。また、収集を開始するサイクル 1 では、シンクノードは全ての子ノードから受信可能である。したがって、数学的帰納法により、式 (2) が任意のサイクル c に対して成り立つ。

同様に、式 (3) が成り立つことも示される。 □

最後に、サブトリーのデータ残数とサイクル数についての漸化式からノード数に関する収集時間の漸化式を導出し、必ず最短時間で収集可能であることを示す。

[定理 2] シンクノードを除く全ノード数を N 、シンクノードの最大のサブトリーのノード数を n_{max} ($\leq N$) とすると、MSF スケジューリングによる収集時間 T_{total} は、

$$T_{total} = \max(N, 2n_{max} - 1)T_{link} \quad (4)$$

で表される。

(証明) 数学的帰納法を用いて示す。

(i) $N = k$ のとき、式 (4) が成り立っているとす。任意のトポロジーにおける $\mathcal{R}(k) = \mathcal{R}^1 = \{r_1^1, r_2^1, r_3^1, \dots\}$ に対して、 $r_1^1 = n_{max}$ が成り立つ。

この $\mathcal{R}(k)$ に対して、 $\mathcal{R}(k+2) = \{r_1^1 + 1, r_2^1 + 1, r_3^1, \dots\}$ となるような任意のトポロジーを考える。このトポロジーにおける最大のサブトリーのノード数

$n'_{max} = n_{max} + 1$ となる。補題 2 より 1 サイクル後の $\mathcal{R}^2 = \mathcal{R}(k)$ となることから、 T_{total} を k と n_{max} の関数として $T_{total} = T_{total}(k, n_{max})$ と表すと、このトポロジーの収集時間 $T_{total}(k+2, n_{max}+1)$ は

$$\begin{aligned} T_{total}(k+2, n_{max}+1) &= T_{total}(k, n_{max}) + 2T_{link} \\ &= \begin{cases} \{2(n_{max}+1) - 1\}T_{link} & (n_{max}+1 > \frac{k+2}{2}) \\ (k+2)T_{link} & (otherwise) \end{cases} \end{aligned} \quad (5)$$

と表せる。式 (4) は、全ノード数 $N = k+2$ に対して最大のサブトリー n'_{max} が $2 \leq n'_{max} \leq k+1$ となる任意のトポロジーについて成り立つ。 $T_{total}(k+2, 1)$ は全てのノードが 1 ホップである場合に相当するので、 $T_{total}(k+2, 1) = NT_{link}$ となるのは明らかである。また、 $T_{total}(k+2, k+2)$ はサブトリーが一つの場合に相当するので、補題 2 の漸化式より $T_{total}(k+2, k+2) = \{2(k+2) - 1\}T_{link}$ となる。したがって、全ノード数 $k+2$ の任意のトポロジーに対して式 (4) が成り立つ。

(ii) $N = 1$ のとき、 $T_{total}(1, 1) = T_{link}$ となり、式 (4) が成り立つ。また、 $N = 2$ のとき、 $T_{total}(2, 1) = 2T_{link}$ 、 $T_{total}(2, 2) = 3T_{link}$ となり、式 (4) が成り立つ。したがって、(i)、(ii) より題意が成り立つ。□

5. 実装評価

RF230 を具備する IRIS Mote に TinyOS を利用して、MSFCP を実装した。PIP や SSMH プロトコルの評価と同様に、IEEE 802.15.4 に準拠する無線モジュールである。IRIS Mote は 11 から 26 までの 16 チャンネルが利用可能であり、データレートは 250 kbit/s である。

データパケットの構成を表 2 に示す。MAC ヘッダは TinyOS 標準のものを利用した [11]。ペイロードには、

表 2 パケットの内訳
Table 2 Packet structure.

項目	サイズ
MAC ヘッダ	11
収集プロトコルのヘッダ	3
ペイロード	100
CRC	2
計	116

3 軸加速度 16 サンプル (1 軸当り 2 Byte, 2 Byte \times 3 \times 16 = 96 Byte)、加速度サンプルのシーケンス番号 (4 Byte) を想定し、総計 100 Byte とした。このとき、キャリアセンスや ACK なしで連続的にパケットを送信した場合、スループットは 184 kbit/s となった。

ブロック転送の SNACK は、パケットを受信したかどうかの情報を 1 パケット当り 1 ビットで表すビットマップとした。パケットにはブロック内のシーケンス番号が付与されており、受信したパケットのシーケンス番号に対応するビットが 1 にセットされる。TinyOS ではペイロードが最大 114 Byte であることから、1 回の SNACK で最大約 900 パケット分の受信情報を記録可能である。

以下では、ブロックサイズやパケットエラー率 (PER) を変化させたときの転送スループットと、複数のトポロジーにおける収集スループット、局所的にリンク品質が劣化したときの収集スループットを示す。なお、ブロック転送のスループットを転送スループット、全データ量を全収集時間で割った値を収集スループットとした。

5.1 ブロック転送のスループット

図 6 に、ブロックサイズによる転送スループットの変化を示す。ブロック転送では、ブロックサイズを大きくするとオーバーヘッドの削減効果が大きくなるが、必要となるメモリ量は多くなる。しかしながら、20~30 パケットの送信バッファ量であってもオーバーヘッドを 2 割程度に抑えることができる。ノード上で実行されるブロック転送以外の処理に必要なメモリも考慮して、以下ではブロックサイズを 20 パケットとする。ブロックサイズが 20 パケットの場合、必要な

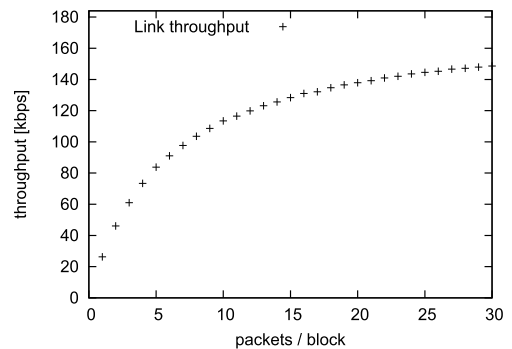


図 6 ブロックサイズによる平均の転送スループットの変化

Fig. 6 Average throughput of block transfer vs block size.

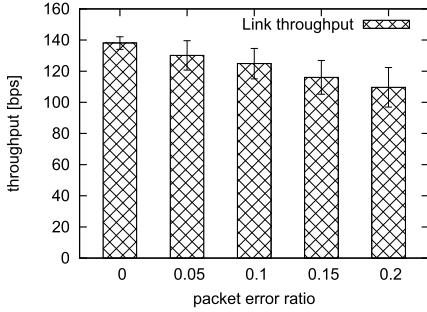


図 7 PER による転送スループットの変化
Fig. 7 Throughput vs packet error ratio.

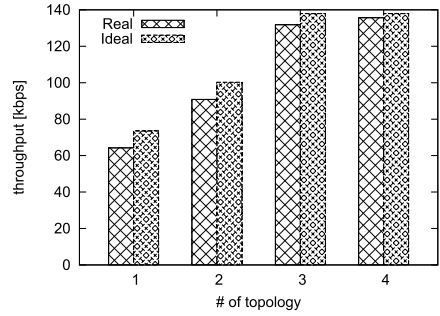


図 9 トポロジーのスループットへの影響
Fig. 9 Impact of topology on throughput.

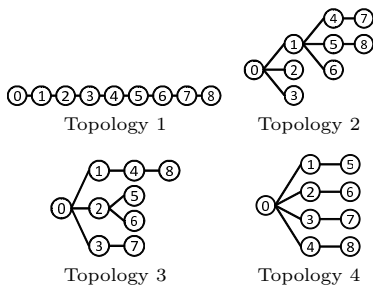


図 8 9-ノードのトポロジー
Fig. 8 9-node routing trees.

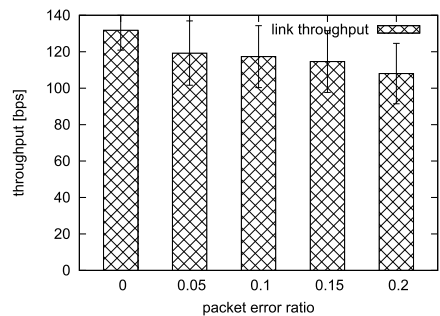


図 10 局所的なリンク品質の悪化のスループットへの影響
Fig. 10 Throughput vs packet error rate.

バッファ量は 2kByte となり、汎用的なセンサノードの RAM サイズ (IRIS Mote は 8kByte, Tmote Sky は 10kByte) でも確保することが可能である。

図 7 にパケットエラー率に伴う転送スループットの変化を示す。これは、実験室環境において、受信ノードが受信パケットをランダムにドロップする確率を変化させて評価した結果である。図 7 のエラーバーは標準偏差を示している。パケットロスのある場合は、SNACK を含めた再送処理により転送スループットが劣化し、標準偏差もパケットロスがない場合と比較して約 2 倍になる。

5.2 収集のスループット

9 台の IRIS Mote を用いて図 8 に示す四つのトポロジーでのスループットを示す。トポロジーは、並列化による収集スループットの改善効果の最も高いトポロジー (図 8, Topology 3, 4) と最も低いトポロジー (図 8, Topology 1), 中間的なトポロジー (図 8, Topology 2) が含まれるように選択した。このとき、子ノードの総数 $N = 8$, 最大サブツリーに属するノード総数はそれぞれ $n_{max} = 8, 6, 3, 2$ となる。各々のトポロジーにおける最大の収集スループットは、ブロッ

クサイズが 20 パケットのときのリンク速度 138 kbit/s をもとに、プロトコルのオーバーヘッドがないものとして理論解析の結果から算出したものである。図 9 に示されるように、理想的な最大の収集スループットの 90% 程度のスループットが得られる。スループットの劣化の理由として、チャネル切換や、ランダムバックオフ、パケットロス等による転送時間の変動などが挙げられる。

次に、図 8 の Topology 3 において、ノード 4 からノード 1 へのリンク品質が局所的に悪化した場合の収集スループットを図 10 に示す。リンク品質劣化の影響を受けるリンクは、ノード 5 からノード 2, ノード 6 からノード 2, ノード 7 からノード 3 の三つのリンクである。PER は、ノード 1 が受信パケットをランダムにドロップする確率に相当する。また、図 10 のエラーバーは標準偏差を示している。図 10 に示されるように、局所的にリンク品質が悪化する場合には、収集スループットにも同程度の劣化が見られる。これは、局所的に遅いリンクがある場合、キャリヤセンスによって同じホップの他のノードもキャリヤセンスに

より送信を抑制するためである。

6. 考 察

Maximum Subtree First Collection Protocol (MSFCP) が有効なトポロジーについて議論する。定理 2 に示されるように、MSFCP のスループットの改善効果はトポロジーに大きく依存する。最大のサブトリーに属するノード数が全ノード数の半分以下となるようなトポロジーであれば、MSFCP などの並列収集プロトコルは PIP などの逐次収集プロトコルと比較して約 2 倍の性能が得られる。一方、シンクノードのサブトリーが一つの場合には、並列収集プロトコルと逐次収集プロトコルは同程度の性能となる。

地震モニタリングでは、ビルなどの建造物の天井や床にメッシュ状に配置することが多いため、各サブトリーに属するノード数の均衡の取れたネットワークトポロジーを構築できる。また、橋梁の構造ヘルスマニタリングでは、構造に依存するものの、橋梁の両脇に直線的に配置することが多く、直線的なネットワークトポロジーが構築される。規模の大きい橋梁で中央にシンクノードを配置できる場合や、規模が小さくシンクノードが両脇のノードと通信できるような場合には均衡の取れたネットワークトポロジーを構築できる。したがって、これらのアプリケーションでは、均衡の取れたトポロジーを構築が可能であるため、MSFCP によるスループットの改善効果を最大限得られることが期待される。

MSFCP では既存のルーチングプロトコルによるトポロジーの構築を前提としているが、これらのルーチングプロトコルでは、スループットの改善効果の高いトポロジーを構築できるとは限らない。そのため、更なる高速化に向けてはルーチングプロトコルについての検討が有効である。並列化の効果を最大限得るためには、最大のサブトリーに属するノード数 n_{max} が $n_{max} \leq (N + 1)/2$ を満たすような均衡の取れたルーチングトリーを構築する必要がある。通信可能なリンクを辺とするグラフ G が与えられたとき $n_{max} \leq (N + 1)/2$ を満たすようなトリーを構築する問題は、*Capacitated Minimal Spanning Tree Problem* として知られており、NP 完全であることが証明されている [12]。無線センサネットワークにおけるロードバランシングやリアルタイム収集などの分野において幾つかのヒューリスティクスが提案されているが [13]、MSFCP に適用する場合は、サブトリー情報の取得を

統合したルーチングプロトコルが求められる。

7. む す び

本論文では、無線センサネットワークにおける高速一括収集向け Maximum-Subtree-First Collection Protocol (MSFCP) について述べた。理論的解析と実装評価により、並列化による収集スループットの改善効果の最も高いトポロジー (図 8, Topology 3, 4) において、MSFCP では逐次収集型プロトコルの PIP と比較して約 2 倍のスループットが得られることを示した。また、スループットのトポロジーへの依存性について理論的に示し、適切なルーチングプロトコルの必要性について考察した。

文 献

- [1] S. Kim, S. Pakzad, D. Culler, J. Demmel, G. Fenves, S. Glaser, and M. Turon, "Health monitoring of civil infrastructures using wireless sensor networks," Proc. 6th International Conf. on Information Processing in Sensor Networks, pp.254–263, Massachusetts, USA, April 2007.
- [2] T. Nagayama, P. Moizadeh, K. Mechitov, M. Ushita, N. Makihata, M. Leiri, G. Agha, B. Spencer Jr, Y. Fujino, and J. Seo, "Reliable multi-hop communication for structural health monitoring," Smart Structures and Systems, vol.6, no.5–6, pp.481–504, July 2010.
- [3] G. Werner-Allen, K. Lorincz, J. Johnson, J. Lees, and M. Welsh, "Fidelity and yield in a volcano monitoring sensor network," Proc. 7th Symp. on Operating systems design and implementation, pp.381–396, Seattle, Washington, Nov. 2006.
- [4] 鈴木 誠, 倉田成人, 猿渡俊介, 森川博之, "無線センサネットワークによる地震モニタリングシステムの実装と評価," 信学技報, USN2007-66, Jan. 2008.
- [5] A.K. Vyas and F.A. Tobagi, "Impact of interference on the throughput of a multihop path in a wireless network," Proc. 3rd International Conf. on Broadband Communications, Networks, and Systems, pp.1–10, California, USA, Oct. 2006.
- [6] S. Kim, R. Fonseca, P. Dutta, A. Tavakoli, D. Culler, P. Levis, S. Shenker, and I. Stoica, "Flush: A reliable bulk transport protocol for multihop wireless networks," Proc. 5th International Conf. on Embedded Networked Sensor Systems, pp.351–365, Sydney, Australia, Nov. 2007.
- [7] B. Raman, K. Chebrolu, S. Bijwe, and V. Gabale, "Pip: A connection-oriented, multi-hop, multi-channel tdma-based mac for high throughput bulk transfer," Proc. 8th International Conf. on Embedded Networked Sensor Systems, pp.15–28, Zurich, Switzerland, Nov. 2010.

- [8] O. Gnawali, R. Fonseca, K. Jamieson, D. Moss, and P. Levis, "Collection tree protocol," Proc. 7th International Conf. on Embedded Networked Sensor Systems, pp.1-14, Berkeley, California, Nov. 2009.
- [9] S. Moeller, A. Sridharan, B. Krishnamachari, and O. Gnawali, "Routing without routes: The backpressure collection protocol," Proc. 9th International Conf. on Information Processing in Sensor Networks, pp.279-290, Stockholm, Sweden, April 2010.
- [10] S. Rangwala, R. Gummadi, R. Govindan, and K. Psounis, "Interference-aware fair rate control in wireless sensor networks," Proc. 2006 Conf. on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications, pp.63-74, Pisa, Italy, Aug. 2006.
- [11] T.C.W. Group, "Tep 111". <http://www.tinyos.net/tinyos-2.x/doc/html/tep111.html>
- [12] C.H. Papadimitriou, "The complexity of the capacitated tree problem," Netw., vol.8, no.3, pp.217-230, 1978.
- [13] S. Rangwala, R. Gummadi, R. Govindan, and K. Psounis, "A node-centric load balancing algorithm for wireless sensor networks," Proc. 2003 Conf. on Global Telecommunications, pp.63-74, San Francisco, USA, Dec. 2006.

(平成 24 年 5 月 24 日受付, 10 月 1 日再受付)



黒岩 拓人 (学生員)

平 19 京大・工・物理工卒。平 21 同大大学院情報学研究科システム科学専攻修士課程了。現在, 東大・先端研・先端学際博士課程。無線センサネットワークの研究に従事。



鈴木 誠 (正員)

平 17 東大・工・電気卒。平 19 同大大学院新領域創成科学研究科基盤情報学専攻修士課程了。平 22 同大学院同研究科・同専攻博士課程了。科博。平 20~22 日本学術振興会特別研究員。平 22~24 東大・先端研・特任助教。現在, 同大・先端研・助教。ユビキタスコンピューティング, 無線センサネットワーク等の研究に従事。2010 本会論文賞。IEEE, ACM 各会員。



猿渡 俊介 (正員)

平 14 電通大・情報工卒。平 16 東大大学院新領域修士課程了。平 19 同大大学院新領域博士課程了。科博。平 18~20 学振特別研究員, 平 19~20 イリノイ大学客員研究員, 平 20~22 東大・先端研・助教。現在, 静大・情報学・助教。無線センサネットワークの研究に従事。本会論文賞受賞。ACM, IEEE, 情報処理学会各会員。



長山 智則

平 12 東大・工・土木卒。平 14 同大大学院工学系研究科社会基盤学専攻修士課程了。平 19 米国イリノイ大学アーバナシャンペーン校土木環境工学科 Ph.D. 平 18~20 東大・工学系研究科・助教。現在, 同大・同研究科・講師。無線センサネットワーク, 橋梁モニタリング等の研究に従事。H18 米国土木学会 Raymond C. Reese Research 賞, H22 土木学会論文奨励賞。土木学会会員。



森川 博之 (正員:フェロー)

昭 62 東大・工・電子卒。平 4 同大大学院博士課程了。現在, 同大学先端科学技術研究センター・教授。工博。平 9~10 コロンビア大学客員研究員。平 14~18 情報通信研究機構モバイルネットワークグループリーダ兼務。ユビキタスネットワーク, 無線ネットワーク, モバイルコンピューティング, フォトニックインターネット等の研究に従事。本会論文賞 (3 回), 情報処理学会論文賞, ドコモモバイルサイエンス賞, 志田林三郎賞, 情報通信功績賞等受賞。本会編集理事, 総務理事, 東京支部長, 通信ソサイエティ副会長, 情報ネットワーク研究専門委員会専門委員長, ユビキタスセンサネットワーク研究専門委員会専門委員長等歴任。