

# 受信端末始動通信による非同期型フラディングプロトコルの提案とシミュレーション評価

中川 正基<sup>†a)</sup> 慶田 朗<sup>†</sup> 田中 久陽<sup>†b)</sup>

Design and Simulation Analysis of an Asynchronous Flooding Protocol  
Based on Receiver-Initiated Media Access Control

Masaki NAKAGAWA<sup>†a)</sup>, Akira KEIDA<sup>†</sup>, and Hisa-Aki TANAKA<sup>†b)</sup>

あらまし ユビキタスセンサネットワークや Internet of Things (IoT) などの自律分散ネットワークにおいて、データパケットを全ての端末（ノード）に伝達させる全ノード（マルチホップ）ブロードキャストは一つの重要な基本要素である。全ノードブロードキャストにおいて、CSMA/CA などの送信端末始動通信は、隠れ端末問題を生じることが知られている。そのため、全ノードブロードキャストに受信端末始動通信を用いて隠れ端末問題を回避する研究が行われてきている。しかしながら、これらの研究においては、ネットワークが定常的であり、(1) 各端末がローカルなネットワーク情報を保持する、あるいは (2) 全端末があらかじめ間欠通信タイミングのゆるい同期を行う、などの強い前提がおかれていた。これに対し、本研究は以上の (1), (2) のいずれの前提も必要としない全ノードブロードキャストのアルゴリズムを提案し、その性能評価を与える。すなわち、系統的なシミュレーションにより本手法の長所、限界、欠点を明らかにし、更に従来の代表的な送信端末始動通信の例 (B-MAC) と比較し、どのような応用に向いているかを明らかにする。

キーワード 無線センサネットワーク, ユビキタスコンピューティング, 全ノードブロードキャスト, 受信端末始動通信, 分散アルゴリズム

## 1. ま え が き

小型無線端末の集団が基地局を介さずに自律的にローカルな無線ネットワークを構築し、ユーザの要求に応じたサービスを提供することが求められている (比較的最近の例として [1] を参照)。この自律分散ネットワークにおいて、端末（ノード）がデータパケットをその隣接端末全てに送信することをローカル（シングルホップ）ブロードキャストとよび、これを繰り返し全端末にデータパケットを行きわたらせることを全ノード（マルチホップ）ブロードキャストとよぶ [2]。そして、この全ノードブロードキャストを実現するアルゴリズムをフラディングプロトコルとよぶ。全ノードブロードキャストは、端末間のルート構築や全

端末への情報周知を可能とするものであり、分散ネットワークの一つの重要な基本要素であることが知られている (例えば [2] を参照)。

自律分散ネットワークとして、例えばユビキタスセンサネットワーク (USN) や Internet of Things (IoT) においては、全ての端末が高性能であることは望めず、バッテリーの制約が大きいなど性能の限られた低コストな端末を想定することが必須である。初期のユビキタスセンサネットワークの研究の多くは、Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance (CSMA/CA) に基づく Media Access Control (MAC) を採用している。ところが、この CSMA/CA ベースの MAC を用いた小型無線端末 (例えば Mica2Dot [3]) は、(1) 省電力性の点で問題があった。例えば、連続動作のもとでバッテリーが 4 時間ほどで切れてしまう実験結果も報告されている [4]。また、(2) CSMA/CA を用いると、全ノードブロードキャストにおいて隠れ端末問題 [2] が生じ、データパケットの到達率の低下が避けられない。すなわち、USN や IoT などのバッテリーの制約が大

<sup>†</sup> 電気通信大学, 調布市

The University of Electro-Communications, Chofu-shi, 182-8585 Japan

a) E-mail: m.nakagawa@uec.ac.jp

b) E-mail: htanaka@uec.ac.jp

きい近距離無線通信の端末を想定した全ノードブロードキャストにおいては、以上の (1), (2) の問題に配慮した新規なフラッディングプロトコルが必要である。

以上を踏まえ、本研究は間欠通信手法と受信端末始動通信 [5] を併用する非同期型フラッディングプロトコルを提案する。この間欠通信手法とは、端末の状態をデータパケットのやり取りを行うアクティブ状態と通信にかかわる動作をしないスリープ状態の 2 状態を周期的に切り替え電力消費を節約するものであり、duty-cycling [6] とも呼ばれている。一方、受信端末始動通信は、CSMA/CA などのような従来の送信端末始動通信とは逆に、受信予定端末が通信を始動し、最終的に送信予定端末からのデータパケットを受信する手順を経る。

間欠通信手法と受信端末始動通信を併用するフラッディングプロトコルは、受信端末始動通信に関する網羅的なサーベイ論文 [7] によると、これまでに三つ提案されている (それらの詳細は 2.2 で説明される)。ところが、これらの研究においては、ネットワークが定常的であり、(1) 各端末がローカルなネットワーク情報を保持する、あるいは (2) 全端末があらかじめ間欠通信タイミングの同期を行う、などの強い前提がおかれていた。これに対し、本研究は、上記の前提 (1), (2) を外したとき、間欠通信手法と受信端末始動通信のみによる必要最小限の構成により、全ノードブロードキャストがどこまで可能であるか? という基本的問題に焦点を当てる。われわれの知る限り、またサーベイ論文 [7] によっても、このような基本的問題への取り組みは報告されていない。更に、この必要最小限の提案手法を従来の代表的な送信端末始動通信の例 (B-MAC) と比較し、この手法がどのような応用に向いているかを明らかにする。

本研究の構成は以下のとおりである。まず 2. では関連する従来研究について説明し、提案手法との差異を明らかにする。3. では提案手法のアイデアを述べ、そのアルゴリズムの詳細を説明する。4. ではシミュレーションにより提案手法の長所と限界を明らかにする。5. では従来手法とのフェアな比較により提案手法の有用性を検証する。最後に 6. で本研究の結論と関連分野の課題について述べる。

本研究のアイデアの骨子は既に [8], [9] で公開されているが、本研究はそのアルゴリズムの詳細と必要なパラメータ設定、並びに系統的な性能評価をはじめとて与え、関連研究との関係を明らかにする。なお、本研究

の提案するアルゴリズムは、必ずしも無線通信環境に特化されるものではなく、分散アルゴリズムとしても新規性をもつものと考えられる。

## 2. 関連研究

本章では、提案手法の構成要素である、無線センサネットワークの間欠通信手法と受信端末始動通信の従来研究について説明する。

### 2.1 間欠通信手法の従来研究

間欠通信手法において、各端末は可能な限りスリープ状態に移行することにより電力消費を抑える。しかし一方で、各端末は通信を行うとき、通信相手端末とアクティブ状態のタイミングを合わせる必要がある。そのため、初期の代表的な間欠通信手法である S-MAC [10] では、各端末は間欠的に同期パケットのやり取りを行うことで端末間の時刻を補正し、時刻の同期を維持している。しかしながら一定の同期精度を維持するためには、データパケットの通信頻度と無関係に同期パケットのやり取りが不可欠であり、そのためのオーバーヘッドと、水晶発振器レベルの精度の高い発振器が必要であった。

一方、精度の高い発振器を必要とせず、オーバーヘッドの少ない手法として、データパケット通信の必要に応じて通信タイミングを一時的に合わせる手法がいくつも提案されている。図 1 に示す、この手法の代表的な B-MAC [11] では、この一時的な同期のためにデータパケットを送信する端末が、アクティブ状態の一周期 (図 1 の  $T$  (Wakeup period) に相当) の

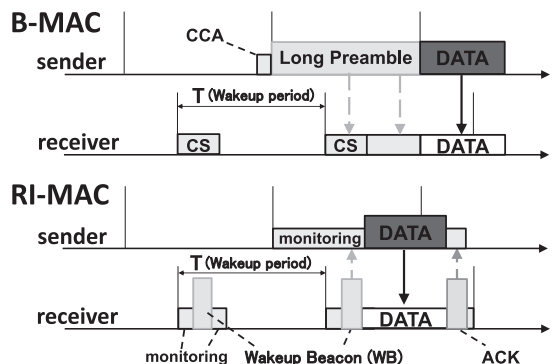


図 1 送信端末始動 (B-MAC [11]) と受信端末始動 (RI-MAC [5]) のタイムチャート

Fig. 1 Time charts for a sender-initiated scheme (B-MAC [11]) and a receiver-initiated scheme (RI-MAC [5]).

長さの Long Preamble をデータパケットの前に付加して送信する。各端末は周期的にアクティブ状態とスリープ状態を繰り返すが、アクティブ状態時に一定期間、通信に用いる周波数帯のモニタリング (Channel Sampling for Checking Channel Activity: CS) を行う。データパケット送信要求の発生した送信予定端末は、周波数帯の使用状況をモニタリング (Clear Channel Assessment: CCA) し、周辺にパケットの送信を感知しない場合には、上記の Long Preamble を付加したデータパケットを送信する。モニタリング (CS) 中に Long Preamble を受信した受信予定端末は、データパケットを受信するまでアクティブ状態を延長する。この手法では、S-MAC のような大域的な同期のオーバーヘッドが不要であり、低頻度の通信を行う際に、S-MAC を上回る省電力性が得られている [11]。

このようなデータパケット送信端末から通信を開始する (送信端末始動) 手法として、同期パケットを連続送信する関根・中村らの手法 [12] や、存在通知パケットを連続送信する X-MAC [13]、データパケットを連続送信する Speck-MAC [14]、更にトポロジーによって使用手法を切り替える MiX-MAC [15] が提案されてきた。これらの手法の中で、B-MAC と Speck-MAC はローカルブロードキャストを繰り返すことにより、全ノードブロードキャストを行うことが、原理的には可能である。しかし、これらの手法では、マルチホップ環境で複数同時の送信端末が生じる際に発生する隠れ端末問題を回避することは困難である (その詳細は 5.2 のシミュレーションにより明らかになる)。

## 2.2 受信端末始動通信の従来研究

RICER [16], [17] は、上記とは異なるアプローチで間欠通信による省電力な通信手法を提案している。上記の手法 [11]~[15] が、データパケット送信予定端末から隣接端末への働きかけにより通信を開始する手法であるのに対し、[16], [17] は、隣接端末 (データパケット受信予定端末) からの働きかけにより始動するという点が異なる。図 1 に、この受信端末始動のパラダイムを広く普及した RI-MAC [5] の最もシンプルなタイムチャートを示す。RI-MAC において、通常、端末は周期的にアクティブ状態となり、存在通知パケット (Wake-up Beacon: WB) の送信と周波数帯のモニタリング (monitoring) を行っている。データパケット送信予定端末 (sender) は、隣接端末 (receiver) からの存在通知パケットを受信するためにモニタリングを行い、この間に存在通知パケットを受信するとデー

タパケットを返信する。隣接端末は存在通知パケットの返信としてデータパケットを受信すると、データパケットの受信が完了するまでアクティブ状態を延長し、受信完了後、受信完了報告 (ACK) を返信する。

このように、受信端末始動の通信手法は、受信端末によって送信端末の送信を管理することができる。したがって、一つの受信端末に対して複数の送信予定端末が存在し、それらが互いに隠れ端末であっても、受信端末側から、その一つを選択することによりデータパケットの衝突を回避することができる。受信端末始動のパラダイムは送信端末始動と比べて新しく、現在も研究が進んでいるが、既に幾つかの応用が得られている [7]。例として、環境モニタリング [18]、空港旅客の搭乗支援 [19]、スマートメータリングシステム [20] や熱エネルギーハーベスティングのためのヒートコストアロケータ [21] が知られている。

受信端末始動のユニキャスト手法として、これまでに RI-MAC に加え、制御パケットの衝突確率を最小化するように間欠周期長を制御する IRDT [22], [23]、同期パケットによりあらかじめ端末間のゆるい同期状態を作り出す YA-EBS [24]、受信端末のウェイクアップ時刻を正確に予測する RW-MAC [25] などが提案されている。これらの手法の中で、全ノードブロードキャストを行うために拡張されたものとして、RI-MAC の拡張である ADB [26]、BW-MAC の拡張である RWB [27]、YA-EBS の拡張である YA-MAC [28] がある。

ADB は初期に開発された代表的な受信端末始動のフラッディングプロトコルであり、端末をかなり密に分布させた場合でも、データパケット到達率 100% を達成することが報告されている [26]。この優れた結果の主な要因は、(1) 使用されているユニキャスト手法 RI-MAC のランダムなバックオフによる衝突回復機構 [26, p.48] と、(2) 各端末が全ての隣接端末の存在情報と、そこへのリンク品質情報を常に保持し、更に第 2 隣接端末の存在情報をも保持する [26, p.49] ことによる。この隣接端末の存在情報とそのリンク品質情報により各端末はデータパケット送信委任、すなわちリンク品質が悪い端末へのデータパケット送信は行わず、より良いリンク品質をもつ端末にデータパケットの送信を任せることが可能となる。

一方、RWB は一つの端末の通信可能範囲に四つ程度の端末が存在する密過ぎないネットワークであれば、X-MAC と同等の送信端末始動通信と比べて、消費電力が約 35% に抑えられ、かつ高いデータパケット到達

率(約 100%)を達成することが報告されている [27]. この優れた結果の主な要因は, (1) 使用されているユニキャスト手法 RW-MAC のウェイクアップ時刻を正確に予測する機構と, (2) 各端末が隣接端末の存在情報を常に維持し, 適切に全ノードブロードキャストを停止する機構を含むことによる. なお, YA-MAC は, 以上の ADB, RWB と同様に優れた結果を得ているが, その主な要因は, 各端末が全ての隣接端末の存在情報を維持し, 更に (3) 端末間の間欠動作のタイミングをゆるく同期していることによる.

要するに, ADB や RWB, YA-MAC が目的通りに動作するためには, ネットワークが定常的であり, (1) 各端末がローカルなネットワーク情報(トポロジー, リンク品質)を保持する, あるいは (2) 全端末があらかじめ間欠通信タイミングの同期を行う, という強い前提が必要である. 次章では上記の (1), (2) の前提を必要としない, 新規なフラッディングプロトコルを提案する.

### 3. 新規なフラッディングプロトコルの提案

本章では, 間欠通信手法と受信端末始動通信を併用するフラッディングプロトコルのアイデアを述べ, その詳細の説明を例に基づいて与える.

#### 3.1 概要

以下に, (1) ローカルなネットワーク情報(トポロジー, リンク品質)を必要とせず, 更に (2) 端末間の同期のためのオーバーヘッドも必要としない, 新規なフラッディングプロトコルを提案する.

提案手法のアイデアは, 次の二つの要素 (i), (ii) から構成されている. (i) データパケット送信予定端末は, 同期パケットを用いない間欠通信により, ローカルブロードキャストの対象となる隣接端末を発見し, その送信予約を行う. (ii) (i) の結果, データパケット受信予定となった端末は, その隣接端末に対しデータパケットとの衝突を回避するための通知をあらかじめ行う.

これら (i), (ii) の要素を実現するため, 各端末は固有の ID をもち, 存在通知 (Wakeup Beacon: WB), 送信予約 (Request To Send: RTS), 送信権通知 (Clear To Send: CTS), スリープ命令 [CTS(sleep)] の 4 種類の制御パケットを送信できるものとする<sup>(注1)</sup>. 全

てのパケット(制御パケット及びデータパケット)は単一の周波数帯域で送信されるものとする.

#### 3.2 提案手法のアルゴリズム

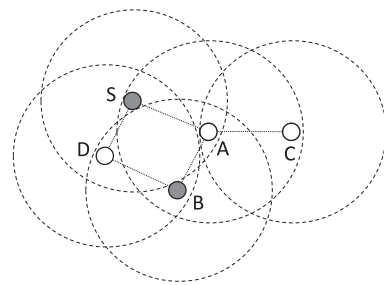
以下では, 提案手法の動作アルゴリズムをステップ 1, 2, 3, 4 の 4 段階に分けて説明する.

(1) データパケットの送信予約と送信予定端末間の競合回避(ステップ 1)

動作アルゴリズムの説明のため, 一般性を失わない最小限の構成として図 2 に示す例を考える. ここでは, 各端末は○で示され, その通信可能範囲は破線で示した端末を中心とする一定範囲内とする. 端末は, それぞれ独自のローカルタイミング(各端末が管理する時刻)を基に動作し, このローカルタイミングを基に (i) 周期的にアクティブ状態とスリープ状態を切り替える通常モード, (ii) 送信予定のデータパケットを保持する送信モード, (iii) データパケットの受信予定のある受信モード, の 3 状態のいずれかをとる.

一般に, データパケットの送信要求はネットワーク内に同時に複数箇所で見得るので, ここではデータパケット送信予定端末 S, B の二つが存在するものと仮定する. また送信予定端末に対し, その隣接端末も一般に複数存在し得るので, 送信予定端末 S, B に対し, その隣接端末をそれぞれ端末 A, D と設定する. 提案手法の衝突回避アルゴリズムを示すため, 端末 A に隣接し, 送信予定端末 S, B の通信可能範囲外にある隠れ端末 C の存在も仮定する.

データパケットの送信要求が生じてから, そのデータパケットの送受信が完了するまでのタイムチャートを図 3 に示す. 図 3 の例では, 当初, 端末 S, B が送信モード, 端末 D, A, C が通常モードである. 以下, ステップ 1 における制御パケットの詳しいやりと



● : Source node  
○ : Its neighbors (Destination node)

図 2 ネットワーク例  
Fig. 2 Example of topology.

(注1) : 本研究は, 1. で述べたように必要最小限の構成での性能評価を目的とするため, (ACK のような) 受信確認を行わないものとした. これにより, 制御パケットの送信回数が減り, パケットの衝突頻度の低減が期待できる. なお, 提案手法 [9] に含まれる範囲で, 受信確認の手続きを含めることも可能である.

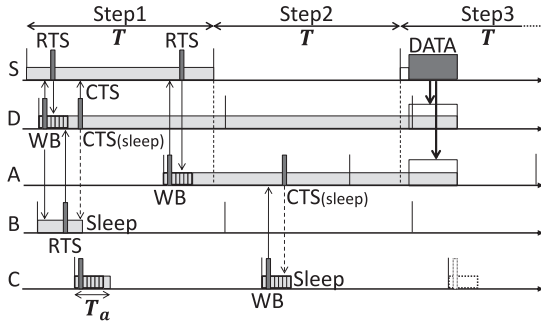


図 3 提案手法のデータパケット送信要求発生後のタイムチャート. 図中の  $T$  と  $T_a$  はそれぞれ間欠周期長 (1 周期) とアクティブ状態である期間 (アクティブ期間) の長さを表す.

Fig. 3 Time chart after the data packet transmission request in the proposed scheme.  $T$  and  $T_a$  in the figure represent the intermittent cycle length (one cycle) and the active state period (active period), respectively.

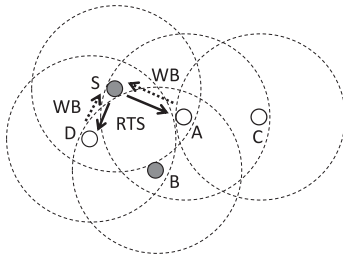


図 4 ステップ 1 における送信予約パケット (RTS) の返信

Fig. 4 Reply of Request To Send (RTS) packet in Step 1.

りを説明する. 送信モードである端末 S, B は, 1 周期 (図 3 の  $T$  に相当する長さ) にわたりアクティブ状態を維持し, その間にアクティブ状態である周辺端末 (通信可能範囲内にある端末) からの存在通知パケット (WB) を全て拾い, 送信予約パケット (RTS) を返信する<sup>(注2)</sup> (図 4). なお, 存在通知パケット (WB) には, 端末がデータパケットを受信したことがあるかの情報が含まれており, 送信予約パケット (RTS) は, 一度データパケットを受信した端末には返信されない. ここで, 送信予約パケット (RTS) には, 送信予

(注2): 本研究では, 受信確認を行わないものとしたため, 端末 S は, 送信予約パケット (RTS) を返信した時点で, 通信が成功したものと仮定する. したがって, もし送信予約パケット (RTS) が他の制御パケットと衝突しても, 端末 S はそのことを認識できず, その後, 受信相手がないままデータパケットの送信を行うことになる. このような事態がデータパケット到達率に与える影響は, 最大バックオフ時間が小さい場合には大きいものの, 最大バックオフ時間がある程度大きい場合には無視できる (4.3(2) 及び図 10 (b) 参照).

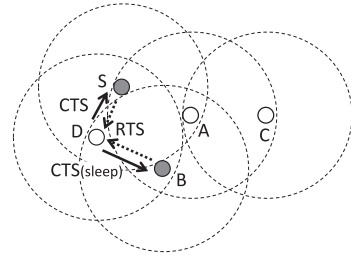


図 5 ステップ 1 における送信権通知パケット (CTS) の返信

Fig. 5 Reply of Clear To Send (CTS) packet in Step 1.

定端末のその時点でのローカルタイミングとデータパケット送信開始タイミング並びに送信終了タイミングが含まれるものとする. これにより送信予約パケット (RTS) を受け取った端末は, そのローカルタイミングを送信予定端末に追従させ, データパケット送信終了タイミングを知ることができる (すなわち, 送信予定端末とのアクティブスケジュールの一時的な同期 (ハンドシェイク) が達成される). なお, このようなパケットの返信の際, 提案手法ではランダムなバックオフ時間を設定し, 確率的に返信パケット同士の衝突を回避している (図 3 の存在通知パケット (WB) 送信後の幾つかの小さな時間スロットが選択可能なバックオフ時間を表している). このバックオフ時間の最大値 (最大バックオフ時間) は, 通常モードである端末がアクティブ状態を維持する時間 (アクティブ期間, 図 3 の  $T_a$  で表す長さ) に相当) より短いように設定する.

最大バックオフ時間内に複数の送信予約パケット (RTS) を受信した端末は, そのうち 1 台を選び, 送信権通知パケット (CTS) を返信することで送信予定端末間の競合を回避する. 送信権通知パケット (CTS) は, 最大バックオフ時間の経過後からアクティブ期間の終了までに送信される. 図 3 の例では, 端末 D が送信予定端末 S, B から送信予約パケット (RTS) を受信し, 送信予定端末 S からの送信予約を優先し, 送信権通知パケット (CTS) (送信予定端末 B にとってはスリープ命令パケット [CTS(sleep)]) を返信している (図 5). スリープ状態となった送信予定端末 B は, データパケットの送信を見送った回数を送信見送り回数として保存しておく. なお, スリープ命令パケット [CTS(sleep)] にも, 送信予約パケット (RTS) と同様のタイミング情報 (送信予定端末のその時点でのローカルタイミングとデータパケット送信開始タイミ

ング並びに送信終了タイミング)が含まれ、スリープ状態を継続する時間は一定ではなく、このタイミング情報によって決定される。

送信予約パケット (RTS) を複数受信した端末が送信予定端末を選ぶ際の優先順位は、送信見送り回数が多いものほど高くなるように設定しておく。これにより、ある送信予定端末が永久に選択されないような事態は回避される。送信見送り回数が送信予定端末間で等しい場合は、データパケット送信開始タイミングが早い端末が優先される<sup>(注3)</sup>。送信見送り回数がある一定数 (最大送信見送り回数) を超えた場合、その送信予定端末はデータパケットの送信を諦め、保持していたデータパケットを破棄し<sup>(注4)</sup>、通常モードに移行する。

以上のステップ1の手順により、複数の送信予定端末が存在する場合でも、選ばれた送信予定端末以外がスリープ状態となることで、データパケット同士の衝突が回避される。

## (2) データパケット受信予定端末による衝突回避 (ステップ2)

ステップ2では、存在通知パケット (WB) などの制御パケットとデータパケットとの衝突回避のための動作を行う。

上記のステップ1において送信予約パケット (RTS) を受信した端末は、ステップ2において受信モードへ移行する。受信モードに移行した端末は、一定期間 (データパケットの受信に要する時間、若しくは1周期) モニタリングを行い、その間受信した存在通知パケット (WB) などの制御パケットに対しスリープ命令パケット [CTS(sleep)] を返信する。なお、本研究では、受信モードとなった端末のモニタリング時間を1周期 (図3の  $T$  に相当する長さ) と設定する。図3の例では、ステップ2において受信モードとなった受信予定端末 A が、通常モードの端末 C からの存在通知パケット (WB) に対しスリープ命令パケット [CTS(sleep)] を返信している。これにより通常モードの端末 C を受信予定端末 A のデータパケットの受信完了までスリープ状態とさせることができる<sup>(注5)</sup> (図6)。

(注3)：万が一、データパケット送信開始タイミングも等しい場合は、IDの小さい端末が優先される。

(注4)：端末の記憶容量が限られており、複数のデータパケットを同時に記憶できないことを考慮した。

(注5)：この制御に限らず、提案手法には、セキュリティ面で問題のある制御が含まれている。しかしながら、本研究は、必要最小限の構成での性能評価を目的とするため、セキュリティ面の考慮は行わなかった。一方で、セキュリティ面の考慮は、想定する用途によっては重要な要素であるので、興味深い課題の一つである。

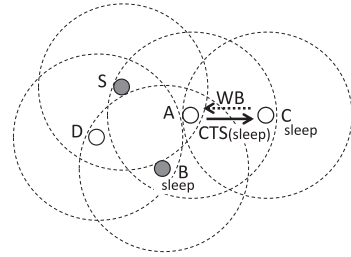


図6 ステップ2におけるスリープ命令パケット [CTS(sleep)] の返信

Fig. 6 Reply to Sleep command packet [CTS(sleep)] in Step 2.

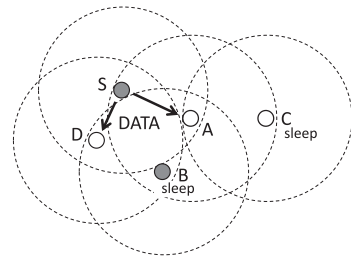


図7 ステップ3におけるデータパケットの送信  
Fig. 7 Transmission of data packet in Step 3.

なお、スリープ命令パケット [CTS(sleep)] には受信予定端末の予約先 (すなわち、ハンドシェイクした送信予定端末の ID) の情報も含まれているとし、予約先が同じである受信モードの端末がこのスリープ命令パケット [CTS(sleep)] を受信しても、スリープ状態とはならないものとする。

以上のステップ2の手順により、受信モードとなった端末は、あらかじめその隣接端末で衝突の原因となる可能性があるものをスリープ状態として、確実なデータパケットの受信に備える。

## (3) データパケットの送受信 (ステップ3)

以上のステップ1, 2の後に送信予定端末 S と受信予定端末 A, D の間でデータパケットの送受信が行われる (図7)。データパケットの送受信を完了した端末 S, A, D はその後スリープ状態に移行し、ステップ3の期間 (1周期、図3の  $T$  に相当する長さ) の終了までスリープ状態を維持する。また、データパケットの送信予定をキャンセルした端末 B 及び、スリープ状態であった隣接端末 C も、ステップ3の期間終了までスリープ状態を維持する。なお、データパケットの送信を完了したデータパケット送信端末は、データパケットの送信終了後もデータパケットを保持し続け、データパケットを受信できなかった端末の救済 (ステッ

プ4)に備える。

#### (4) データパケットの送受信終了後の動作 (ステップ4)

データパケットの送受信終了後の動作は、基本的にステップ1, 2, 3の繰り返しとなる。ただし、一度データパケットを送信した端末は、ステップ1において、1周期よりも短い期間(データパケット送信後モニタリング時間)の間だけモニタリングを行う(一度データパケットを送信した端末のステップ1を、通常のステップ1と区別するために、これを便宜上ステップ4と呼ぶ)。これは間欠周期長が大きい場合にモニタリングによる電力消費を低く抑えるためである。

図3の例で説明する。データパケットの送信を完了した端末Sは、ステップ3の期間終了後、スリープ状態から送信モードに移行し、上記で説明したステップ4の動作を行う。一方、データパケットをまだ一度も送信したことのない端末A, Dは、通常のステップ1の動作を行う。なお、データパケットの送信予定をキャンセルした端末B及び、スリープ状態であった隣接端末Cは、ステップ3の期間終了後、それぞれ送信モード及び通常モードに移行し、ステップ1, 2, 3を繰り返す。

以上の全ての動作(ステップ1, 2, 3, 及びステップ4)は、あらかじめ設定したタイムアウト時間まで繰り返される。

## 4. シミュレーションによる提案手法の性能評価

本章では、3.で提案したフラッディングプロトコルを現実的な通信環境の設定のもとで動作させ、その性能の特性と限界を明らかにする。

### 4.1 シミュレーションモデル

提案手法による全ノードブロードキャストの性能を評価するため、格子状に配置した場合における<sup>(注6)</sup>(1)データパケット到達率、(2)全ノードブロードキャ

(注6)：本研究では、格子状配置のみを扱うが、隣接端末数に偏りのある配置(例えば、スター型やツリー型のトポロジーをもつ配置)の場合、送信端末間で送信権の獲得のしやすさに本質的な差が生じる。これにより、電池の消耗が極端に早い端末が生じ、全ノードブロードキャストの途中で電池切れを起こす可能性がある。しかしながら、このことは、以下の理由により、提案手法による全ノードブロードキャストの障害とはならない。(1)提案手法は、定常的なネットワークトポロジーを前提としない。(2)提案手法は、端末間の同期を必要としない。したがって、たとえ、ある端末が電池切れを起こしたとしても、別のルートからデータパケットの伝搬が可能であり、全ノードブロードキャストの継続が可能である。また、電池切れの端末の交換も、任意の時間に、任意の場所で可能である。

ストに要する時間、(3)全端末の消費電力量、をシミュレーションにより求める。本研究では全ノードブロードキャストの終了判定条件を次のように定義する<sup>(注7)</sup>。すなわち、(i)全ての端末が過去にデータパケットを所持したことがある、あるいは(ii)データパケットを保持している端末が存在しなくなった<sup>(注8)</sup>、あるいは(iii)あらかじめ設定したタイムアウト時間になった(本研究では一律10000秒と設定する)。

以上の(1)のデータパケット到達率とは、全ノードブロードキャスト終了時まで、(全ノードブロードキャスト開始端末を除く)全端末に対し、データパケットを正しく受信した端末の割合のことである。また、(2)の全ノードブロードキャストに要する時間とは、全ノードブロードキャスト開始端末にデータパケットの送信要求が生じてから全端末にデータパケットが行き渡るまでの時間のことである。更に、(3)の全端末の消費電力量とは、全ノードブロードキャストに要する時間の間に、各端末が送信状態、受信状態、モニタリング状態であった時間から計算された消費電力量の総和のことである。

消費電力量の評価にあたり、端末の送信状態、受信状態、モニタリング状態の(単位時間(秒)あたりの)消費電力値をそれぞれ次のように算出する。まず、送受信時の消費電力値を、RICERで想定されている端末での値[16, p.3772]に設定する(したがって、送信、受信時の消費電力値の比が2:1)。一方、モニタリング時の消費電力値は、近年の研究動向[29], [30]によると、RICERで想定されている送受信時の値(数mW)の数百分の1程度(数十 $\mu$ W)まで低減が可能になっている。これらを踏まえ、本研究ではRICERで想定されている端末での値[16, p.3772]を基本に、送信、受信、モニタリング時の消費電力値の比を200:100:1となるように設定する(表1参照)。

シミュレーションの諸元を表1に示す。4.において特に記載がないパラメータは表1に従うものとする。\*印の付いている項目は本章のシミュレーションにおいて常に一定に設定されるものである。以下のシ

(注7)：この終了判定条件は、シミュレーションプログラムが(俯瞰的な立場から)全ノードブロードキャストが終了したかどうかを判定するためのものである。各端末が、全ノードブロードキャストの終了を判定する訳ではない。

(注8)：データパケットを保持する端末は、送信見送り回数が最大値を超えると、保持しているデータパケットを破棄する。これにより、データパケットを保持している端末がネットワークから存在しなくなる可能性がある。実際には、このようなことはほとんど起こらないが、未定義な状況を作らないために、終了条件(ii)を設けている。

表 1 シミュレーション設定  
Table 1 Simulation specification.

端末の最小時間刻み幅 (1slot)	0.001 秒*
通信速度	60kbps*
制御パケット長 (WB, RTS, CTS, CTS(sleep))	60bit (送信時間 1slot)*
データパケット長 (DATA)	6kbit (送信時間 100slot)*
間欠周期長 (T)	1 秒 (1000slot)
最大送信見送り回数 (Max. Post.)	0~3 回
アクティブ期間 ( $T_a$ )	0.015 秒 (15slot)*
最大バックオフ時間	5slot
データパケット送信後 モニタリング時間	0.5 秒 (500slot)
端末数	121*
端末の配置	11 × 11 格子状配置*
全ノードブロードキャスト 開始端末	4 隅の内の 1 端末*
通信可能半径 (単位: 最隣接端末間距離)	1
試行回数	10000 回*
端末の送信電力	4mW*
端末の受信電力	2mW*
端末のモニタリング電力	0.02mW*

ミュレーションは、Java によるプログラムを自作し行った。これらのプログラムは次の URL [31] で公開されている。なお、理論値の得られている場合の種々のケースで理論値とシミュレーション結果の比較を行いプログラムの信頼性を確認しており、その範囲で問題は認められない。

各端末の性能は同一とし、各端末の刻む時間の最小単位（最小時間刻み幅）は 1slot で、簡単のためその slot の頭は端末間で揃っているものとする<sup>(注9)</sup>。また、各端末は互いに非同期状態で動作するものとし、各試行ごとに端末のローカルタイミングをランダムに設定している。更に、各端末は、各試行ごとに重複のないランダムな番号を ID として付与される。全ノードブロードキャストは、4 隅の内の 1 端末から開始されるものとし、1 種類のデータパケットを全体に行き渡らせることを想定する。通信の失敗はパケット同士の衝突のみにより発生するものとする。なお、シミュレーションの開始時、上記の全ノードブロードキャスト開始端末は送信モードであるとし、それ以外の端末は通常モードであるとした。

#### 4.2 端末の格子状配置における各種性能の評価

本節では、提案手法の最も基本的な性能評価を与える。すなわち、提案手法のデータパケット到達率に最も大きな影響を与えると考えられる最大送信見

(注9): 仮に slot の頭がいくらかずれていても 1slot 長が充分短いため、提案手法の動作に影響はない。

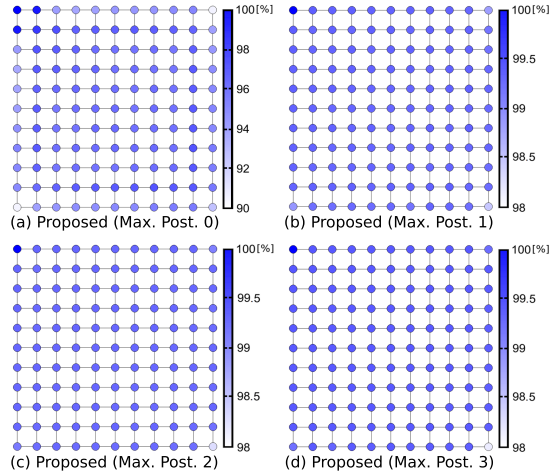


図 8 端末の格子状配置における各端末ごとの平均データパケット到達率。最大送信見送り回数 (Max. Post.) は (a) 0 回, (b) 1 回, (c) 2 回, (d) 3 回である。

Fig. 8 Average data packet delivery ratio for each node in lattice arrangement. Each Maximum Postponement Number (Max. Post.) is (a) 0, (b) 1, (c) 2, (d) 3, respectively.

送り回数 (Maximum Postponement Number: Max. Post.) を変化させたときの各種性能を明らかにする。

シミュレーション設定は、最大送信見送り回数を、0, 1, 2, 3 の 4 通りに設定し、その他の設定は表 1 に従うものとした。

図 8 は、全ノードブロードキャスト開始端末を左上隅の端末とし、10000 回の試行結果を各端末ごとに平均したデータパケット到達率を示している（すなわち、10000 回の試行に対して、各端末ごとにデータパケットを正しく受信できた試行の割合を示している）。各○が端末を表しており、色の濃淡が平均データパケット到達率の値を表している。カラーバーの下限値は、各端末の平均データパケット到達率の最低値に合わせてある。図 8 (b), (c), (d) より、最大送信見送り回数が 1 以上の場合では、ネットワークの隅の端末へのデータパケット到達率が比較的低下しているものの、全ての端末で 98% 以上のデータパケット到達率が得られていることが分かる。また、図 8 (a) の最大送信見送り回数の設定が 0 という厳しい条件下であっても、全端末で 90% を上回るデータパケット到達率が得られている。

次に、図 9 に、10000 回の試行結果から得られた (a) データパケット到達率, (b) 全ノードブロードキャストに要する時間, (c) 全端末の消費電力量のヒストグ



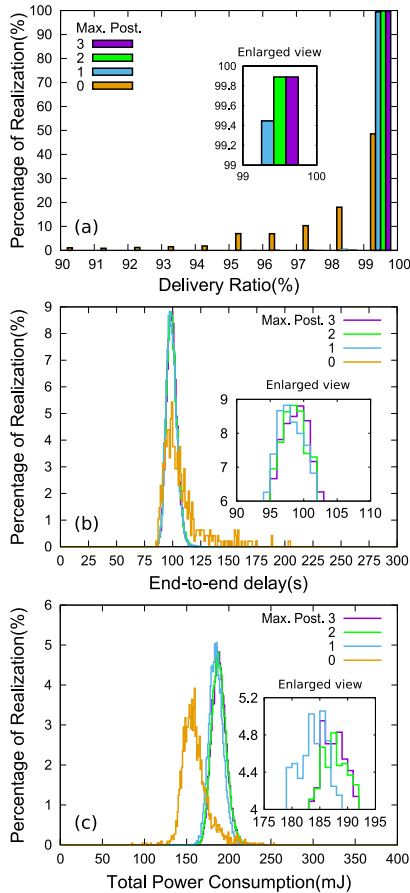


図9 最大送信見送り回数 (Max. Post.) が 0, 1, 2, 3 のそれぞれでの各種性能を表すヒストグラム。(a) データパケット到達率, (b) 全ノードブロードキャストに要する時間, (c) 全端末の消費電力量

Fig. 9 Histograms showing various performances in each case of Maximum Postponement Number (Max. Post.): 0, 1, 2, and 3, respectively. (a) Data packet delivery ratio, (b) End-to-end delay, (c) Total power consumption.

ラムを示す。まず, (a) データパケット到達率に関し, 図 9(a) より, 最大送信見送り回数が 1 以上の場合は, 99%以上のデータパケット到達率がほぼ確実に得られることが分かる。また, 図 9(a) の拡大図 (Enlarged view) より, 最大送信見送り回数が 1 の場合と 2 以上の場合を比べると, 最大送信見送り回数が 2 以上の場合の方がより確実に 99%以上のデータパケット到達率が得られることが分かる。次に (b) 全ノードブロードキャストに要する時間と (c) 全端末の消費電力量に関し, 図 9(b), (c) より, 最大送信見送り回数が 1 以上の場合は, 全ノードブロードキャストに要する時間

及び全端末の消費電力量は最大送信見送り回数に対して大きく依存しないことが分かる (すなわち, これらのヒストグラムはほぼ同一となっている)。しかしながら, 図 9(b), (c) の拡大図 (Enlarged view) より, 最大送信見送り回数が多いほど, 全ノードブロードキャストに要する時間と消費電力量はわずかながら大きくなる事が分かる。

以上より, 最大送信見送り回数を 1 以上に設定することで, ほぼ確実に高いデータパケット到達率が得られることが分かった。また, 最大送信見送り回数が 2 以上では, 全ノードブロードキャストに要する時間や全端末の消費電力量がわずかながら大きくなることから, 必要以上に大きな最大送信見送り回数を設定するメリットはないことが分かった。

#### 4.3 さまざまな条件下におけるデータパケット到達率

本節では, 平均データパケット到達率を的を絞り, さまざまな条件下における提案手法の特性を明らかにする。ここで平均データパケット到達率とは, 10000 回の試行結果から得られたデータパケット到達率 (すなわち, 全ノードブロードキャスト開始端末を除く全端末に対し, データパケットを正しく受信した端末の割合) の平均のことである。

##### (1) データパケット到達率の通信可能半径依存性の検討

前節の結果では, 全ノードブロードキャスト開始端末からのホップ数に伴いデータパケット到達率が低下する傾向が見られた。そこで, (1) では格子状配置における各端末間の距離を小さくすることで, 通信可能範囲に存在する端末数を増やし, より少ないホップ数で全ノードブロードキャスト可能な環境でシミュレーションを行った。なお, 通信可能範囲とは通信可能半径 (Communication Radius) をもつ円の内側を指し, 本研究では通信可能半径の単位として格子状配置における最も隣接した端末間の距離 (最隣接端末間距離) を用いる。

シミュレーション設定は, 通信可能半径を 1, 2, 3, 4 (すなわち, 通信可能範囲内の端末数を 4, 12, 28, 48) とする以外は表 1 に従うものとした。

シミュレーション結果を図 10(a) に示す。図は, 横軸を通信可能半径とし, 縦軸を平均データパケット到達率としたものである。平均データパケット到達率は, 最大送信見送り回数 (Max. Post.) が 0, 1, 2, 3 のそれぞれに対して示してある。最大送信見送り回数が 0

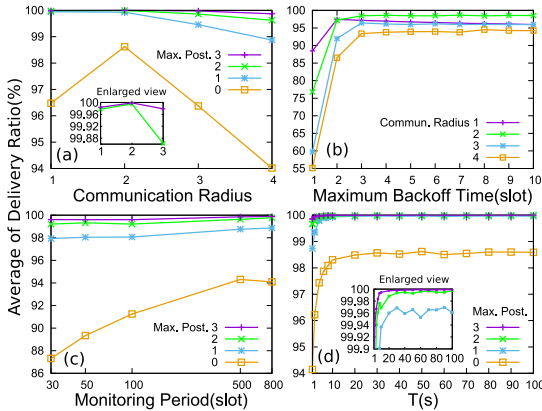


図 10 さまざまな条件下における平均データパケット到達率. (a) 通信可能半径依存性, (b) 最大バックオフ時間依存性, (c) データパケット送信後モニタリング時間依存性, (d) 間欠周期長依存性. 図中の Max. Post. は最大送信見送り回数を表す.

Fig. 10 Average data packet delivery ratios under various conditions. (a) Communication radius dependency, (b) Maximum backoff time dependency, (c) Monitoring time (after data packet transmission) dependency, (d) Intermittent cycle length dependency.

の場合、通信可能半径が 2 においてデータパケット到達率が極大になり、それ以上では通信可能半径の拡大に伴いデータパケット到達率が低下するという結果が得られた。また、図 10 (a) の拡大図 (Enlarged view) より、最大送信見送り回数が 2 以上の場合は、通信可能半径が 2 においてデータパケット到達率が極大になることが分かる。なお、最大送信見送り回数が 1 の場合には、例外的に通信可能半径が 1 においてデータパケット到達率が極大になる。通信可能半径が 2 以上の場合にデータパケット到達率が低下する主な要因は、通信可能半径の拡大に伴い、各種パケット (制御パケット及びデータパケット) の衝突率が上昇するためである。一方、通信可能半径が 1 の場合に (一部の例外を除き) データパケット到達率が低下する主な要因は、各種パケットの衝突率は低下するものの、データパケット送信後モニタリング時間におけるデータパケット未受信端末の救済機会が減少するためと考えられる。以上より、提案手法では、データパケット到達率がある通信可能半径において極大になることが分かった。ただし、現実的には最大送信見送り回数を 1 以上の値に設定することにより、いずれの通信可能半径においても十分高いデータパケット到達率を得ることができる。

## (2) データパケット到達率の最大バックオフ時間依存性の検討

(1) では提案手法が失敗する原因が各種パケットの衝突であることを明らかにした。そこで (2) では、各種パケットの衝突の中でも返信パケット同士 (送信予約パケット (RTS) やスリープ命令パケット [CTS(sleep)]) の衝突回避のために設定している最大バックオフ時間とデータパケット到達率の関係を明らかにする。

シミュレーション設定は、通信可能半径を 1, 2, 3, 4, 最大送信見送り回数を 0, 最大バックオフ時間を任意とする以外は表 1 に従うものとした。最大送信見送り回数は、最大バックオフ時間依存性を明瞭に示すため、あえて厳しい 0 と設定した (1 以上に設定しても依存性の傾向に変わりはないことが認められる)。

シミュレーション結果を図 10 (b) に示す。図は、横軸を最大バックオフ時間とし、縦軸を平均データパケット到達率としたものである。平均データパケット到達率は、通信可能半径 (Commun. Radius) が 1, 2, 3, 4 のそれぞれに対して示してある。いずれの通信可能半径においても、最大バックオフ時間を増加させると、(上昇率は徐々に低下するものの) データパケット到達率が上昇し、ある程度に達すると、ほぼ頭打ちになることが分かる。データパケット到達率が最大バックオフ時間の増加に伴い上昇する要因は、最大バックオフ時間の増加に伴い、返信パケット同士の衝突の確率が低減され、返信パケットの送受信の成功率が上昇するためである<sup>(注10)</sup>。一方で、最大バックオフ時間はアクティブ期間の下限を決めており、最大バックオフ時間を極端に大きくすることは、アクティブ期間の延長に繋がり、高い省電力効果が期待できなくなる。したがって、最大バックオフ時間は必要以上に大きく設定するメリットはない。以降では、最も厳しい環境である通信可能半径が 4 の場合にデータパケット到達率がほとんど上昇しなくなる 8slot 付近に最大バックオフ時間を設定する。

## (3) データパケット到達率のデータパケット送信後モニタリング時間依存性の検討

提案手法では、データパケット送信終了後の周期的なモニタリング (データパケット送信後モニタリング)

(注10) : 例えば、送信予約パケット (RTS) 同士の衝突の確率を低減することにより、受信相手がいないままデータパケットを送信してしまう事態を低減することができる。同様に、スリープ命令パケット [CTS(sleep)] 同士の衝突の確率を低減することにより、データパケットと存在通知パケットが衝突してしまう事態を低減することができる。

の電力消費を低く抑えるために、データパケット送信後モニタリング時間を1周期よりも短く設定する。しかしながら、このデータパケット送信後モニタリング時間を小さく設定し過ぎると、データパケットを受信できなかった端末の救済の機会が減少し、データパケット到達率の低下に繋がる恐れがある。そこで(3)ではデータパケット送信後モニタリング時間とデータパケット到達率の関係を明らかにする。

シミュレーション設定は、通信可能半径を4、最大バックオフ時間を8slot、データパケット送信後モニタリング時間を任意とする以外は表1に従うものとした。通信可能半径は3以下に設定しても依存性の傾向に変わりはないことが認められる。

シミュレーション結果を図10(c)に示す。図は、横軸をデータパケット送信後モニタリング時間とし、縦軸を平均データパケット到達率としたものである。平均データパケット到達率は、最大送信見送り回数(Max. Post.)が0, 1, 2, 3のそれぞれに対して示してある。最大送信見送り回数が0の場合では、データパケット送信後モニタリング時間が500slotにおいて、データパケット到達率が極大になり、それ以下ではデータパケット送信後モニタリング時間の減少に伴い、データパケット到達率も低下していることが分かる。一方、最大送信見送り回数が1以上の場合は、データパケット送信後モニタリング時間の減少に伴うデータパケット到達率の低下を大きく抑えられることが分かる。しかしながら、最大送信見送り回数が1以上であっても、データパケット送信後モニタリング時間の減少に伴うデータパケット到達率の低下はわずかながら認められる。以降では、省電力性と高いデータパケット到達率を両立させるため、最大送信見送り回数が0の場合にデータパケット到達率が最大となる500slot付近にデータパケット送信後モニタリング時間を設定する。

#### (4) データパケット到達率の間欠周期長依存性の検討

大きな間欠周期長は、間欠周期長に対するアクティブ期間のデューティ比を下げるができる(したがって、省電力効果を期待することができる)。しかし、間欠周期長を設定する上で、データパケット到達率に与える影響は自明ではなく、事前に調べておく必要がある。そこで(4)では間欠周期長とデータパケット到達率の関係を明らかにする。

シミュレーション設定は、通信可能半径を4、最大バックオフ時間を8slot、間欠周期長を任意とする以

外は表1に従うものとした。通信可能半径は3以下に設定しても依存性の傾向に変わりはないことが認められる。

シミュレーション結果を図10(d)に示す。図は、横軸を間欠周期長とし、縦軸を平均データパケット到達率としたものである。平均データパケット到達率は、最大送信見送り回数(Max. Post.)が0, 1, 2, 3のそれぞれに対して示してある。最大送信見送り回数が0の場合では、10秒以下の比較的短い間欠周期長において、間欠周期長の減少に伴いデータパケット到達率が低下していることが分かる。しかし、最大送信見送り回数を1以上に設定することにより、比較的短い間欠周期長に対してもデータパケット到達率の低下を大きく抑えられることが分かる。以上より、最大送信見送り回数を1以上に設定することで、データパケット到達率を低下させることなく、目的とする応用に応じて間欠周期長を任意の大きさに設定できることが分かった。

## 5. 従来手法との性能比較

本章では、提案手法のアルゴリズムの有用性を検証するために、受信端末始動である提案手法と、従来の送信端末始動の代表的手法(B-MAC)の性能を比較する。

### 5.1 シミュレーションモデル

提案手法の基本動作は4.までと同様とする。比較する対象は送信端末始動のB-MACを用いた全ノードブロードキャストとする。B-MACの基本動作は図1に従うものとし、周期的なモニタリング(CS)の長さ及びLong Preamble送信前の周波数帯のモニタリング(CCA)時間を1slotとした[11]。今回ブリアンブルによる送信先の指定は行わないものとする。これにより送信端末からブリアンブルを受信した端末全てにデータパケットがローカルブロードキャストされる。

各端末の性能は一律とし、各端末の刻む時間の最小単位(最小時間刻み幅)は1slotで、その1slotの頭は端末間で揃っているものとする。各端末は互いに非同同期状態で動作するものとし、各試行ごとに端末のローカルタイミングをランダムに設定している。また、各端末は、各試行ごとに重複のないランダムな番号をIDとして付与される。シミュレーションは、121台の端末を等間隔に11×11の格子状に配置し、ネットワークの中心に位置する一つの端末から全体へデータパケットを全ノードブロードキャストさせることを想定して

表 2 シミュレーション設定  
Table 2 Simulation specification.

端末の最小時間刻み幅 (1slot)	0.001 秒*
通信速度	60kbps*
制御パケット長 (WB, RTS, CTS, CTS(sleep))	60bit (送信時間 1slot)*
データパケット長 (DATA)	6kbit (送信時間 100slot)*
間欠周期長 (T)	1 秒 (1000slot)*
最大送信見送り回数 (Max. Post.)	0~2 回
アクティブ期間 ( $T_a$ )(提案手法)	0.015 秒 (15slot)*
最大バックオフ時間 (提案手法)	8slot*
データパケット送信後 モニタリング時間 (提案手法)	0.5 秒 (500slot)*
CS, CCA 長 (B-MAC)	0.001 秒 (1slot)*
Long Preamble (B-MAC)	1 秒 (1000slot)*
端末数	121*
端末の配置	11 × 11 格子状配置*
全ノードブロードキャスト 開始端末	中心の 1 端末*
通信可能半径 (単位: 最隣接端末間距離)	2
試行回数	10000 回 *
端末の送信電力	4mW*
端末の受信電力	2mW*
端末のモニタリング電力	0.02mW*

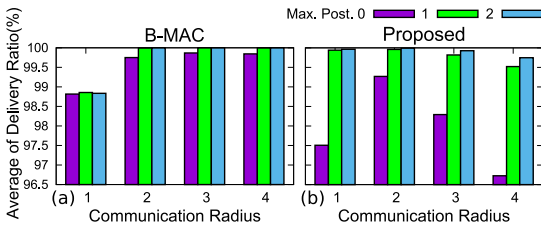


図 11 端末の格子状配置における平均データパケット到達率の比較。(a) B-MAC, (b) 提案手法

Fig. 11 Comparison of average data packet delivery ratios in lattice arrangement. (a) B-MAC, (b) Proposed scheme.

行った。なお、シミュレーションの開始時、上記の 1 台は送信モードであるとし、それ以外の端末は通常モードであるとした。その他のシミュレーションの設定を表 2 に示す。\* 印の付いている項目は本章のシミュレーションにおいて常に一定に設定されるものである。

### 5.2 端末の格子状配置におけるデータパケット到達率の比較

以上のような環境下で B-MAC 及び提案手法の平均データパケット到達率の比較を行い結果を図 11 に示す。図は、横軸を通信可能半径とし、縦軸を平均データパケット到達率としたものである。平均データパケット到達率は、最大送信見送り回数 (Max. Post.) が 0, 1, 2 のそれぞれに対して示してある。図 11 (a) と (b) の通信可能半径 1 の場合に注目すると、提案手法は最

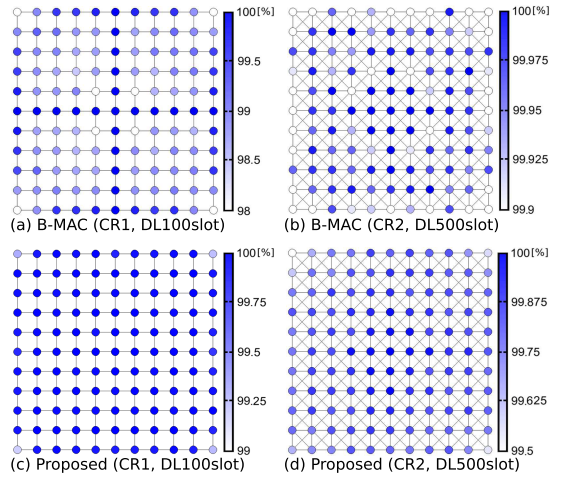


図 12 端末の格子状配置における各端末ごとの平均データパケット到達率の比較。(a)(b) B-MAC, (c)(d) 提案手法。図中の CR は通信可能半径, DL はデータパケット長を表す。最大送信見送り回数は全て 1。

Fig. 12 Comparison of average data packet delivery ratios for each node in lattice arrangement. (a)(b) B-MAC, (c)(d) Proposed scheme. CR and DL in the figure represent the communication radius and the data packet length, respectively. Maximum Postponement Numbers are all 1.

大送信見送り回数が 1 以上であれば、B-MAC と比べて高いデータパケット到達率が得られることが分かる。これは提案手法が、隠れ端末問題を回避し、更にデータパケットの受信に失敗した場合でも異なる経路からデータパケットを受信できるためである。一方、隠れ端末問題を回避できない B-MAC においてデータパケット到達率が低下している。これは各端末ごとの平均データパケット到達率の分布を示した図 12 (a), (b) 及び (c), (d) の比較からも明らかである (図 12 の最大送信見送り回数は全て 1 である)。隠れ端末問題を回避できる提案手法 (図 12 (c), (d)) では、全ノードブロードキャスト開始端末からのホップ数の増加に伴いデータパケット到達率が単調に低下している。一方、隠れ端末問題を回避できない B-MAC (図 12 (a), (b)) では、全ノードブロードキャスト開始端末からのホップ数にかかわらずデータパケット到達率が局所的に低下しており、通信可能半径に依存したデータパケット到達率の空間パターンが生じている<sup>(注11)</sup>。

(注11) : 図 12 ではデータパケット到達率の空間パターンを明瞭に示すため、カラーバーの下限値をデータパケット到達率の最低値よりも大きくとっている。それぞれのデータパケット到達率の最低値は以下のとおりである : (a) 89.68%, (b) 99.02%, (c) 99.19%, (d) 99.5%。

しかし、図 11 (a) と (b) の通信可能半径 3 以上の場合に注目すると、B-MAC において提案手法を上回る平均データパケット到達率が得られていることが分かる。これは B-MAC においてプリアンブル同士が衝突している場合でもデータパケットの送受信が成功していることを示している。送信端末始動の B-MAC では、データパケット送信端末が各々のタイミングでデータパケットを送信しているために、プリアンブル同士が衝突している場合であっても、必ず最後までプリアンブル及びデータパケットを送信する端末が存在する。この場合、100slot ほどの比較的送信時間の短いデータパケットならばデータパケットの受信に成功する場合が多発する。一方、提案手法では最大送信見送り回数を 1 以上に設定することで、通信可能半径が 3 以上の場合でも B-MAC と遜色のないデータパケット到達率が得られる。

以上から条件によっては B-MAC が高いデータパケット到達率を得られるが、提案手法は最大送信見送り回数を 1 以上に設定することで、さまざまな環境において、ある一定以上のデータパケット到達率を期待できることが明らかになった。

### 5.3 端末の格子状配置における各種性能の比較

本節では、両手法の平均データパケット到達率が同水準になる条件の下で、全ノードブロードキャストに要する時間や全端末の消費電力量を比較する。更に、これらの性能比較を踏まえ、提案手法がどのような応用に向いているのかを明らかにする。

シミュレーション設定は、B-MAC の最大送信見送り回数を 1、提案手法の最大送信見送り回数を 2 とする以外は表 2 に従うものとした（このとき、両手法の平均データパケット到達率が同水準になることは以下で示される）。

図 13 に両手法の (a) データパケット到達率、(b) 全ノードブロードキャストに要する時間、(c) 全端末の消費電力量のヒストグラムを示す。はじめに、図 13 (a) のデータパケット到達率について両手法を比較する。図 13 (a) の右の拡大図 (Enlarged view) に注目すると、両手法のデータパケット到達率の差は 0.01% であり、本節の設定において、両手法のデータパケット到達率は同水準であることが認められる。これにより全ノードブロードキャストに要する時間と消費電力量のフェアな比較が可能になる。次に、図 13 (b) の全ノードブロードキャストに要する時間について両手法を比較する。図 13 (b) の全ノードブロードキャスト

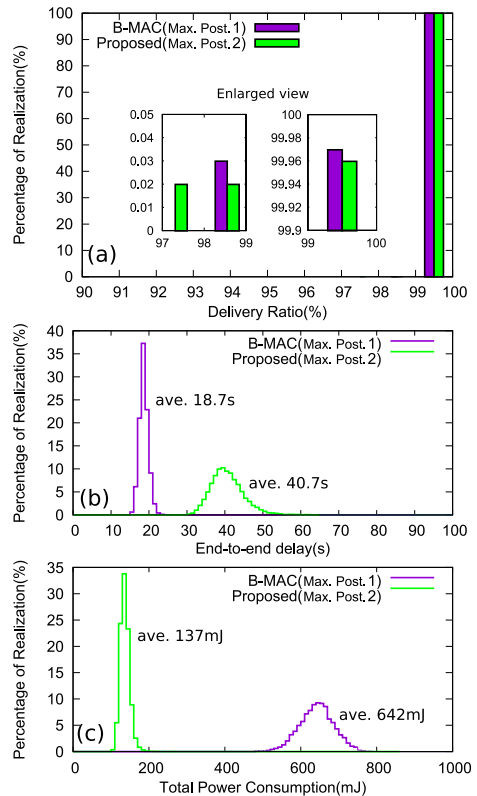


図 13 端末の格子状配置における各種性能を表すヒストグラムの比較。(a) データパケット到達率、(b) 全ノードブロードキャストに要する時間、(c) 全端末の消費電力量

Fig. 13 Comparison of histograms showing various performances in lattice arrangement. (a) Data packet delivery ratio, (b) End-to-end delay, (c) Total power consumption.

に要する時間の平均値 (ave.) に注目すると、提案手法は B-MAC よりも全ノードブロードキャストに要する時間が 2 倍以上かかることが分かる。この遅延の主な要因は、提案手法がハンドシェイクの手順を含むのに対し、B-MAC がそれを含まないことによる。最後に、図 13 (c) の全端末の消費電力量について両手法を比較する。図 13 (c) の全端末の消費電力量の平均値 (ave.) に注目すると、提案手法は B-MAC の消費電力量の 20% ほどに抑えられていることが分かる。この高い省電力性の主な要因は、受信端末始動である提案手法が、送信端末始動である B-MAC のような Long Preamble を使わないため、消費電力の大きなパケット送信に費やす時間を大幅に小さくできていることによる。

以上より、提案手法は、全ノードブロードキャストに要する時間よりも、省電力に高いデータパケット到達率を得ることを優先するような応用に向いていることが分かった。

## 6. む す び

本研究は、分散ネットワークにおける新規な全ノードブロードキャスト手法を提案し、系統的なシミュレーションにより提案手法の特性（特に、データパケット到達率）を明らかにした。更に、全ノードブロードキャストを行う際の現実的な環境の下で、従来の送信端末始動の手法よりも省電力に高いデータパケット到達率が得られる可能性を示した。

本研究では1端末からの全ノードブロードキャストを想定したが、（提案手法[9]に含まれるという意味で）本研究と同等のプロトコルにより2種類のデータパケットを2端末から全ノードブロードキャストすることも想定可能であり、その場合でも提案手法は省電力性を低下させることなく高いデータパケット到達率を維持可能である[32], [33]。すなわち、提案手法は1.で述べた必要最小限の構成にもかかわらず、さまざまな設定環境において、省電力性と高いデータパケット到達率の両立が可能と考えられる。

従来手法のB-MACと本研究の提案するRI-MACベースの手法は、動作機構の差異のみならず、制御パケットの種類や送信頻度の差や任意性が大きいいため、全ノードブロードキャストに要する時間や消費電力量のフェアな比較は容易ではない。これらの性能は想定する環境や回路により大きく左右されるからである。本研究では、フェアな比較が容易であるデータパケット到達率について、それが同水準となる設定の下で、全ノードブロードキャストに要する時間と全端末の消費電力量を比較した。今後、全ノードブロードキャスト手法の各種性能を比較するフェアな方法の確立が必要であると考えられる。

本研究の提案する手法は考え得る最も簡素な通信機能（デバイス）のみを必要とする点で有効であると考えられる。起動受信機（wake-up receiver）のように付加的な回路を導入した高度な応用（例えば[34]）は目指さず、データパケット到達率のみを重視し即時応答性を必要としない応用に有効と考えられる。

謝辞 日頃ご議論いただく複雑コミュニケーションサイエンス研究会並びに非線形問題研究会の諸氏に感謝します。本研究の一部は平成27年度文科省科研費

補助金（課題番号26286086）、並びに電気通信普及財団研究調査助成を受けて行われた。本研究の初期段階での菊地正隆君（現・日立コンサルティング）、東峯圭佑君（現・日産オートモーティブテクノロジー）の協力を深謝します。

## 文 献

- [1] J. Gubbi, R. Buyya, S. Marusic, and M. Palaniswami, "Internet of Things (IoT): A vision, architectural elements, and future directions," *Future Generation Computer Systems*, vol.29, no.7, pp.1645–1660, Sept. 2013. DOI:10.1016/j.future.2013.01.010
- [2] 小牧省三, 間瀬憲一, 松江英明, 守倉正博, 無線LANとユビキタスネットワーク, 丸善, 東京, 2004.
- [3] クロスボー株式会社, XM2110J/MPR2600J/420/520-MIB Users Manual, <http://www.xbow.jp/mprmib.pdf>, July 2008.
- [4] H.-A. Tanaka, Y. Ouyang, Y. Yabe, I. Nishikawa, and K. Nakada, "Better clock synchronization from simultaneous two skew estimations," *Nonlinear Theory and Its Applications (NOLTA)*, vol.7, no.4, pp.548–556, Oct. 2016. DOI:10.1587/nolta.7.548
- [5] Y. Sun, O. Gurewitz, and D.B. Johnson, "RI-MAC: A receiver-initiated asynchronous duty cycle MAC protocol for dynamic traffic loads in wireless sensor networks," *Proc. 6th ACM Int. Conf. on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys'08)*, pp.1–14, Raleigh, USA, Nov. 2008. DOI:10.1145/1460412.1460414
- [6] R.C. Carrano, D. Passos, L.C.S. Magalhães, and C.V.N. Albuquerque, "Survey and taxonomy of duty cycling mechanisms in wireless sensor networks," *IEEE Commun. Surv. Tutorials*, vol.16, no.1, pp.181–194, June 2014. DOI:10.1109/SURV.2013.052213.00116
- [7] X. Fafoutis, A.D. Mauro, M.D. Vithanage, and N. Dragoni, "Receiver-initiated medium access control protocols for wireless sensor networks," *Computer Networks*, vol.76, pp.55–74, Jan. 2015. DOI:10.1016/j.comnet.2014.11.002
- [8] 菊地正隆, 田中久陽, "省電力センサネットワークにおけるコリジョン回避型ブロードキャスト手法の提案," *信学技報*, AN2008-3, May 2008.
- [9] 田中久陽, 菊地正隆, 木村崇之, "情報処理装置および方法, プログラム, 並びに通信方法," 特許第5177416号, 出願日2008年11月7日, [https://jstore.jst.go.jp/nationalPatentDetail.html?pat\\_id=26364&\\_ssn=UC211P21S010.2](https://jstore.jst.go.jp/nationalPatentDetail.html?pat_id=26364&_ssn=UC211P21S010.2), 登録日2013年1月18日.
- [10] W. Ye, J. Heidemann, and D. Estrin, "An energy-efficient MAC protocol for wireless sensor networks," *Proc. IEEE INFOCOM 2002*, vol.3, pp.1567–1576, New York, USA, June 2002. DOI:10.1109/INFCOM.2002.1019408
- [11] J. Polastre, J. Hill, and D. Culler, "Versatile low power media access for wireless sensor networks,"

- Proc. 2nd Int. Conf. on Embedded Network Sensor Systems (SenSys'04), pp.95–107, Baltimore, USA, Nov. 2004. DOI:10.1145/1031495.1031508
- [12] M. Sekine, S. Nakamura, and K. Sezaki, “An energy-efficient protocol for active/sleep schedule synchronization in wireless sensor networks,” Proc. 12th Asia-Pacific Conf. on Commun. (APCC'06), pp.816–820, Busan, South Korea, Aug.-Sept. 2006. DOI:10.1109/APCC.2006.255873
- [13] M. Buettner, G.V. Yee, E. Anderson, and R. Han, “X-MAC: A short preamble MAC protocol for duty-cycled wireless sensor networks,” Proc. 4th Int. Conf. on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys'06), pp.307–320, Boulder, USA, Oct.-Nov. 2006. DOI:10.1145/1182807.1182838
- [14] K.-J. Wong and D.K. Arvind, “SpeckMAC: Low-power decentralised MAC protocols for low data rate transmissions in specknets,” Proc. 2nd Int. Workshop on Multi-Hop Ad Hoc Networks: From Theory to Reality (REALMAN'06), pp.71–78, Florence, Italy, May 2006. DOI:10.1145/1132983.1132996
- [15] C.J. Merlin and W.B. Heinzelman, “Schedule adaptation of low-power-listening protocols for wireless sensor networks,” IEEE Trans. Mobile Comput., vol.9, no.5, pp.672–685, May 2010. DOI:10.1109/TMC.2009.153
- [16] E.-Y.A. Lin, J.M. Rabaey, and A. Wolisz, “Power-efficient rendez-vous schemes for dense wireless sensor networks,” Proc. IEEE ICC, vol.7, no.WN05-1, pp.3769–3776, Paris, France, June 2004. DOI:10.1109/ICC.2004.1313259
- [17] E.-Y.A. Lin, J.M. Rabaey, S. Wiethoelter, and A. Wolisz, “Receiver initiated rendezvous schemes for sensor networks,” Proc. IEEE GLOBECOM'05, vol.5, no.WC22.5, pp.3117–3122, St. Louis, USA, Nov.-Dec. 2005. DOI:10.1109/GLOCOM.2005.1578331
- [18] O. Tekdas, V. Isler, J.H. Lim, and A. Terzis, “Using mobile robots to harvest data from sensor fields,” IEEE Wireless Commun., vol.16, no.1, pp.22–28, Feb. 2009. DOI:10.1109/MWC.2009.4804365
- [19] B. Greßmann, H. Klimek, and V. Turau, “Supporting intelligent passenger flows in airport terminals,” Proc. 8th Int. Workshop on Intelligent Transportation (WIT 2011), Hamburg, Germany, March 2011.
- [20] M. Sugano, “Combining sender- and receiver-driven MAC protocols for a large-scale metering system based on potential routing,” 2013 10th Int. Conf. and Expo on Emerging Technologies for a Smarter World (CEWIT), pp.1–6, Melville, USA, Oct. 2013. DOI:10.1109/CEWIT.2013.6713748
- [21] M.D. Vithanage, X. Fafoutis, C.B. Andersen, and N. Dragoni, “Medium access control for thermal energy harvesting in advanced metering infrastructures,” IEEE EuroCon 2013, pp.291–299, Zagreb, Croatia, July 2013. DOI:10.1109/EUROCON.2013.6624999
- [22] 畠内孝明, 福山良和, 石井美里, 四蔵達之, “メッシュネットワークのためのポーリングによる低消費電力型アクセス方式の提案,” 電学論 C, vol.128, no.12, pp.1761–1766, Dec. 2008. DOI:10.1541/ieejcss.128.1761
- [23] D. Kominami, M. Sugano, M. Murata, and T. Hatauchi, “Energy-efficient receiver-driven wireless mesh sensor networks,” Sensors, vol.11, no.1, pp.111–137, Jan. 2011. DOI: 10.3390/s110100111
- [24] P. Yadav and J.A. McCann, “EBS: Decentralised slot synchronisation for broadcast messaging for low-power wireless embedded systems,” Proc. 5th Int. Conf. on Communication System Software and Middleware (COMSWARE'11), no.9, Verona, Italy, July 2011. DOI:10.1145/2016551.2016560
- [25] D. Yang, Y. Qiu, S. Li, and Z. Li, “RW-MAC: An asynchronous receiver-initiated ultra low power MAC protocol for wireless sensor networks,” Proc. IET Int. Conf. on Wireless Sensor Network (IET-WSN 2010), pp.393–398, Beijing, China, Nov. 2010. DOI:10.1049/cp.2010.1085
- [26] Y. Sun, O. Gurewitz, S. Du, L. Tang, and D.B. Johnson, “ADB: An efficient multihop broadcast protocol based on asynchronous duty-cycling in wireless sensor networks,” Proc. 7th ACM Int. Conf. on Embedded Networked Sensor Systems (SenSys'09), pp.43–56, Berkeley, USA, Nov. 2009. DOI:10.1145/1644038.1644044
- [27] Y. Qiu, S. Li, D. Yang, and Z. Li, “RWB: An efficient receiver-initiated single-hop broadcast protocol for asynchronous MAC in wireless sensor networks,” Recent Advances in Computer Science and Information Engineering (Lecture Notes in Electrical Engineering, vol.127), eds. Z. Qian, L. Cao, W. Su, T. Wang, and H. Yang, pp.261–266, Springer, Berlin, 2012. DOI:10.1007/978-3-642-25769-8\_38
- [28] P. Yadav and J.A. McCann, “YA-MAC: Handling unified unicast and broadcast traffic in multi-hop wireless sensor networks,” Proc. 7th IEEE Int. Conf. on Distributed Computing in Sensor Systems and Workshops (DCOSS), pp.1–9, Barcelona, Spain, June 2011. DOI:10.1109/DCOSS.2011.5982142
- [29] N. Pletcher, S. Gambini, and J. Rabaey, “A 2GHz 52 $\mu$ W wake-up receiver with  $-72$ dBm sensitivity using uncertain-IF architecture,” Proc. IEEE International Solid-State Circuits Conference, pp.525–526 and 633, Feb. 2008.
- [30] X. Huang, S. Rampu, X. Wang, G. Dolmans, and H. De Groot, “A 2.4GHz/915MHz 51 $\mu$ W wake-up receiver with offset and noise suppression,” Proc. IEEE International Solid-State Circuits Conference, pp.222–223, Feb. 2010.
- [31] <http://synchro4.ee.uec.ac.jp/download/IEICE2018a/>
- [32] 東峯圭佑, ユビキタスコンピューティング環境におけるフ

ラッピングを想定した省電力衝突回避型ブロードキャスト手法の構築と性能評価, 平成 23 年度修士論文, 電気通信大学情報システム基盤学専攻, 2012.

- [33] 東峯圭佑, 田中久陽, “無線センサネットワークにおける省電力ブロードキャスト手法の構築と性能評価,” 電子情報通信学会第 3 回複雑コミュニケーションサイエンス研究会 (CCS), 2012. [http://synchro4.ee.uec.ac.jp/literature/higashimine\\_CCS3.2012.pdf](http://synchro4.ee.uec.ac.jp/literature/higashimine_CCS3.2012.pdf)
- [34] H. Yomo, T. Kawamoto, K. Abe, Y. Ezure, T. Ito, A. Hasegawa, and T. Ikenaga, “ROD-SAN: Energy-efficient and high-response wireless sensor and actuator networks employing wake-up receiver,” *IEICE Trans. Commun.*, vol.E99-B, no.9, pp.1998–2008, Sept. 2016. DOI:10.1587/transcom.2016SNP0013  
(平成 30 年 6 月 27 日受付, 9 月 17 日再受付)



田中 久陽 (正員: シニア会員)

1990 早大電気卒. 1992 同大学大学院理工学研究科修士課程修了. 1995 同大学院理工学研究科博士後期課程修了. 博士(工学). 同年より, 日本学術振興会特別研究員(PD). 1996 カリフォルニア大バークレー校客員研究員. 1997 ソニーコンピュータサイエンス研究所研究員. 2001 電通大大学院電気通信学研究科助教授(現在, 情報理工学研究科・准教授), 現在に至る. 情報通信システム, 非線形物理等の分野横断的領域の研究に従事. 2006, 2007, 2009 第 22 回電気通信普及財団賞(テレコムシステム技術賞), 第 23 回, 第 25 回電気通信普及財団賞(テレコムシステム奨励賞) 各受賞. 2015 電子情報通信学会平成 27 年度 NOLTA ソサイエティ功労賞受賞. 著書に「非線形ダイナミクスとカオス 数学的基礎から物理・生物・化学・工学への応用まで」(中尾裕也, 千葉逸人と共訳 2015) 等がある.



中川 正基 (正員)

2005 早大理工物理卒. 2007 同大学大学院理工学研究科修士課程修了. 2012 同大学院先進理工学研究科博士後期課程単位取得退学. 2012~2015 同大学先進理工学部応用物理学科助手. 2015 年 3 月博士(理学). 同年より, 広島大学大学院理学研究科数理分子生命理学専攻研究員. 2016 同大クロマチン動態数理研究拠点特任助教. 2017 電通大大学院情報理工学研究科研究員, 現在に至る. 注入同期現象や自律分散通信ネットワークなどの工学的応用研究, 触媒反応ネットワークやクロマチン動態などの生命科学数理モデル解析, 非線形力学(特にカオス・エルゴード理論)の研究に従事.



慶田 朗

1996 成蹊大学工学部経営工学科卒. 1998 電気通信大学大学院情報システム学研究科修士課程修了. 同年より, セイコーインソール株式会社入社. 2007 東京大学医科学研究所研究支援員. 2012 NEC システムテクノロジー株式会社, オリパスソフトウェアテクノロジー株式会社, 株式会社 NTT ドコモ, 日本電気航空宇宙システム株式会社, (株) 東京システム技研などへのソフトウェア設計開発派遣業務を経て, 2017 電気通信大学大学院情報理工学研究科非常勤職員.