

順次短縮される無線マルチホップ配送経路検出プロトコル RH2SWLwRB の性能評価

東京電機大学 理工学研究科 情報システム工学専攻

沼田 祐哉 梶垣 博章

E-mail: {numata, hig}@higlab.net

無線アドホックネットワークやセンサネットワークにおいて、限られた無線通信電力で高い接続性を得るためには無線マルチホップ配送の適用が必要である。高スループットの無線マルチホップ配送を実現するためには、経路内の移動コンピュータとの衝突と競合を回避することが必要である。我々は、順次短縮する無線リンク群からなるマルチホップ配送経路の適用によって隠れ端末問題の回避が可能であり、スループットの向上に寄与することを示し、ルーティングプロトコル RH2SWL (Routing Protocol for Multihop Transmission along a Sequence of Hop-by-Hop Shortening Wireless Links) を設計した。RH2SWL では、経路探索要求 (*Rreq*) メッセージのフラッディングを用いており、各移動コンピュータは 1 度だけ *Rreq* メッセージのブロードキャスト送信を行なう。本論文では、この制約が経路検出率を低減させることを指摘し、中継移動コンピュータが条件付きで *Rreq* メッセージのブロードキャスト再転送を行なうことによって、経路検出率が改善することを示す。また、再転送によって経路内における無線信号の衝突が発生する可能性があることを示し、これを回避することが可能なルーティングプロトコル RH2SWLwRB (RH2SWL with Re-Broadcasts) を提案する。また、シミュレーション実験により、*Rreq* メッセージの再転送が経路検出率向上に寄与すること、経路内衝突回避機構が有効であることを示す。

Performance Evaluation of RH2SWLwRB

Yuya Numata and Hiroaki Higaki

Department of Computers and Systems Engineering

Tokyo Denki University

E-mail: {numata, hig}@higlab.net

In wireless ad-hoc networks and sensor networks, for achieving higher connectivity with limited battery capacity, wireless multihop transmission should be applied for data messages. In order to achieve higher end-to-end throughput, collisions between wireless signals transmitted by multiple mobile computers not adjacent in the multihop transmission route should be avoided. The authors have proposed H2SWL (Multihop Transmission along a Sequence of Hop-by-Hop Shortening Wireless Links) by which the collisions are avoided with an assumption of power control signal transmission mechanism in each mobile computers and shown that it achieves higher end-to-end throughput by simulation. Though the authors have also designed a routing protocol RH2SWL (Routing Protocol for H2SWL), achieved routing ratio is not so high since RH2SWL is based on flooding and each mobile computer broadcasts *Rreq* control message only once. In order to solve this problem, this paper proposes an extended protocol RH2SWLwRB (RH2SWL with Re-Broadcasts) which includes re-broadcast of *Rreq* in each mobile computers for higher routing ratio and additional mechanism for avoidance of wireless signal collisions.

1 順次短縮リンク群による広帯域通信

無線アドホックネットワークやセンサネットワークにおいて、限られた無線通信電力で高い接続性を得るためには無線マルチホップ配送の適用が必要である。無線マルチホップ配送経路 $\{M_0 \dots M_n\}$ を用いた送信元移動コンピュータ M_0 から送信先移動コンピュータ M_n までのデータメッセージ配送において、高いエンドエンドスループットを得るためには、配送経路における無線信号の衝突、競合を削減することが必要である。隣接移動コンピュータである M_{i-1} と M_i の間では、 M_i が必ず M_{i-1} の無線信号到達範囲に含まれるために競合は不可避であり、CSMA/CA 等の利用が不可欠となる。また、隣接移動コンピュータ間の無線通信リンクがすべて双方向リンクで構成されている場合、 M_i は M_{i-1} と M_{i+1} の無線信号到達範囲に含まれるため、 M_{i-1} と M_{i+1} が送信する無線信号が M_i で衝突する隠れ端末問題が発生する可能性がある。これを回避するために RTS/CTS 機構の導入が考えられるが、競合による送信機会の減少によって無線マルチホップ配送のエンドエンドスループットが低下する。なお、マルチホップ配送経路の探索を経路探索要求 ($Rreq$) メッセージのフラッディングを基礎とするアドホックルーティングプロトコルを用いて行なった場合には、検出経路上で 2 ホップ以上離れた移動コンピュータとの間で衝突が発生することはない。

高いエンドエンドスループットを得るために、論文 [5] では、各移動コンピュータがマルチホップ配送経路上の次ホップ移動コンピュータに到達可能な最小電力でデータメッセージを送信する機構を備えることを前提として、順次縮小する無線リンク群を経路に用いる H2SWL (Multihop Transmission along a Sequence of Hop-by-Hop Shortening Wireless Links) を提案している。これによって、 M_i は M_{i-1} の無線信号到達範囲に含まれるが M_{i+1} の無線信号到達範囲には含まれないため、経路上では隣接移動コンピュータ間の衝突、競合のみが各移動コンピュータの送信機会を制約することとなる (図 1)。論文 [5] では、H2SWL の適用によってエンドエンドスループットを理論値で 50% 拡大、シミュレーション実験値で 130% 拡大されることを示している。

この H2SWL を実現するためには、送信元移動コンピュータから送信先移動コンピュータまでの順次短縮無線リンクからなるマルチホップ配送経路を検出するルーティングプロトコルが必要である。そこで、論文 [5] では、フラッディングを基礎とした経路探索プロトコル RH2SWL (Routing Protocol for H2SWL) を提案している。RH2SWL では、 $Rreq$ メッセージを受信した移動コンピュータが無制限にフラッディングに参加するのではなく、受信した $Rreq$ メッセージのブロードキャストを

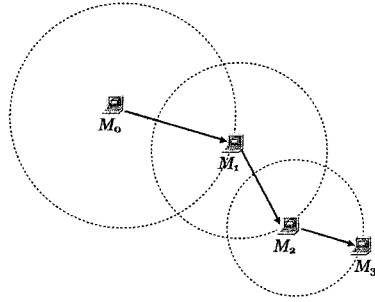


図 1: H2SWL による無線マルチホップ配送

行なうことによって、自身を含む順次短縮リンクからなるマルチホップ配送経路が検出可能な場合のみブロードキャストを行なう。移動コンピュータ M_i が移動コンピュータ M_{i-1} がブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージを受信した場合を考える。 $Rreq$ のブロードキャスト送信は必ず最大電力で送信されることを前提とすると、 M_i は $Rreq$ メッセージの受信電力から距離 $|M_{i-1}M_i|$ を推定することができる。 M_{i-1} の前ホップ移動コンピュータを M_{i-2} とすると、 $|M_{i-2}M_{i-1}| > |M_{i-1}M_i|$ を満足するならば、 M_i が $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送することによって経路を検出する可能性があるが、 $|M_{i-2}M_{i-1}| < |M_{i-1}M_i|$ であるならば、順次短縮経路とはならない。この判断を可能とするために、 $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送するときには、前ホップ移動コンピュータとの距離を $Rreq$ メッセージに含めることとする。

RH2SWL における $Rreq$ メッセージの転送条件は以下の通りである。

[$Rreq$ メッセージ転送条件]

中継移動コンピュータ M_i は、以下の条件を満足するときのみ前ホップ移動コンピュータ M_{i-1} から受信した $Rreq$ メッセージを自身の無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト転送する。

- 受信した $Rreq$ メッセージのブロードキャストを行っていない。
- M_{i-1} ($i \geq 2$) の前ホップ移動コンピュータを M_{i-2} とするとき、 $|M_{i-2}M_{i-1}| > |M_{i-1}M_i|$ を満足する。

□

RH2SWL では、経路探索要求 ($Rreq$) メッセージのフラッディングによって経路探索を行なう。ただし、検出されるマルチホップ配送経路が順次短縮リンク群から構成されるために、各移動コンピュータは転送条件を満足する場合のみ $Rreq$ メッセージのブロードキャスト転送を行なう。ここで、各移動コンピュータはひとつの経路探索に対して、ただ 1 度だけしか $Rreq$ メッセージ

ジのブロードキャスト転送を行なうことができない。この制約によって、検出されるマルチホップ配送経路上の各移動コンピュータは、前ホップ移動コンピュータ以外の経路上の他の移動コンピュータの制御された無線信号到達範囲に含まれないことが保障されている [4]。しかし、図 2 のように順次短縮リンク群からなるマルチホップ配送経路が存在するにも関わらず、これを検出することができない場合があり、RH2SWL の経路検出率が必ずしも高くないという問題がある。

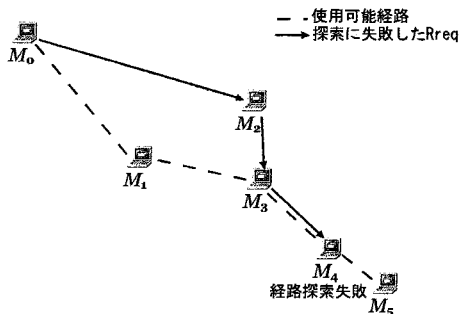


図 2: RH2SWL による経路検出の失敗例

この問題は、以下のように一般化される。移動コンピュータ M は、送信元移動コンピュータからのマルチホップ配送によって複数の隣接移動コンピュータから $Rreq$ メッセージを受信することがある。ここで、送信元移動コンピュータ M_0 から $\|M_0^1 (= M_0 M_1^1 \dots M_{h_1}^1)\|$ という経路で配送された $Rreq_1$ と $\|M_0^2 (= M_0 M_1^2 \dots M_{h_2}^2)\|$ という経路で配送された $Rreq_2$ をそれぞれ隣接移動コンピュータ $M_{h_1}^1$ と $M_{h_2}^2$ から M が受信したとする。ただし、 $|M_{h_1}^1 M| > |M_{h_2}^2 M|$ であるとする。ここで、検出されるマルチホップ配送経路で M の次ホップとなる移動コンピュータを M_n とするとき、 $|M M_n|$ は M とその前ホップ移動コンピュータとの距離よりも小さくしなければならない。RH2SWL において、 M が $Rreq_1$ を $Rreq_2$ よりも先に受信したならば、 $|M_{h_1}^1 M| > |M M_n|$ を満足すればよいが、逆に M が $Rreq_2$ を $Rreq_1$ よりも先に受信したならば、 $|M_{h_2}^2 M| > |M M_n|$ を満足しなければならない。 $|M_{h_1}^1 M| > |M_{h_2}^2 M|$ であることから、後者を満足する M の隣接移動コンピュータが存在する確率は、前者を満足する M の隣接移動コンピュータの存在確率よりも小さい。しかし、 $Rreq_1$ と $Rreq_2$ の M への到着順序を M が制御することができないため、存在する順次短縮リンク群からなるマルチホップ配送経路を検出することができず、経路検出確率を低下させることとなる。

2 提案手法

2.1 $Rreq$ メッセージの再転送

1章で述べた問題点を解決するためには、中継移動コンピュータがより離れた前ホップ隣接移動コンピュータから受信した $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送することが必要である。しかし、複数の隣接移動コンピュータからの $Rreq$ メッセージ受信順序があらかじめ決定できないことから、本論文では $Rreq$ メッセージを移動コンピュータが複数回ブロードキャスト転送する方法を導入する。1章末の説明において、 M が $Rreq_1$ を $Rreq_2$ よりも先に受信した場合には、 $|M_{h_1}^1 M| > |M_{h_2}^2 M|$ であることから、 $Rreq_1$ をブロードキャスト転送した後 $Rreq_2$ をブロードキャスト転送しても、 $Rreq_1$ のマルチホップ配送によって検出されない経路を $Rreq_2$ のマルチホップ配送によって検出することはできない。したがって、 $Rreq_2$ を M がブロードキャスト転送することはしない。しかし、 M が $Rreq_2$ を $Rreq_1$ よりも先に受信した場合には、 $|M_{h_1}^1 M| > |M_{h_2}^2 M|$ であることから、 $Rreq_2$ をブロードキャスト転送した後 $Rreq_1$ をブロードキャスト転送することによって、 $Rreq_2$ のマルチホップ配送によって検出されない経路を $Rreq_1$ のマルチホップ配送によって検出する可能性がある。したがって、 $Rreq_1$ を M がブロードキャストすることとする。

$Rreq$ メッセージの再転送を含めた $Rreq$ メッセージの転送条件は、以下のようになる。

[$Rreq$ メッセージ転送条件 (再転送を含む)]

中継移動コンピュータ M_i は、以下の条件を満足するときのみ前ホップ移動コンピュータ M_{i-1} から受信した $Rreq$ メッセージを自身の無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト転送する。

- M_{i-1} ($i \geq 2$) の前ホップ移動コンピュータを M_{i-2} とするとき、 $|M_{i-2} M_{i-1}| > |M_{i-1} M_i|$ を満足する。
- これまでにブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージの前ホップ移動コンピュータのうち、 M_i からの距離が最大であるものを $max M_{i-1}$ とするとき、 $|M_{i-1} M_i| > |max M_{i-1} M_i|$ を満足する。

□

これを実現するためには、各移動コンピュータが最後にブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージの前ホップ移動コンピュータとの距離 (これが、これまでにブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージの前ホップ移動コンピュータとの距離のうちの最大値となることは、上記転送条件から自明である。) を記憶する必要がある。また、 $Rreq$ メッセージのブロードキャスト転送を複数回行なうことから、検出されたマルチホップ配送経路の前ホップ移動コンピュータの候補が複数存在

することとなり、経路探索応答 (*Rrep*) メッセージの転送先を決定する情報が必要となるが、この点については次節で述べる。

Rreq メッセージの再転送を導入することによって、図2で示したマルチホップ配送経路探索の失敗例は以下のように問題解決される(図3)。 M_0 がブロードキャスト送信した *Rreq* メッセージを受信した M_1 と M_2 は、この *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送するが、 M_1 が M_2 よりも先にブロードキャスト転送を行なった場合は、1章の説明と同様に順次短縮リンクからなるマルチホップ配送経路 $\{M_0M_1M_3M_4M_5\}$ が検出される。一方、 M_2 が M_1 よりも先に *Rreq* メッセージのブロードキャスト転送を行なった場合、 M_3 は M_2 がブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージを受信し、 $|M_0M_2| > |M_2M_3|$ であることを確認し、受信した *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送する。この *Rreq* メッセージを受信した M_4 では、 $|M_2M_3| < |M_3M_4|$ であることが確認されるため、受信した *Rreq* メッセージのブロードキャスト転送は行なわれない。 M_3 は、 M_1 がブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージも受信する。このとき、 M_3 は既に M_2 からブロードキャスト転送された *Rreq* メッセージを転送済みであるが、 $(|M_1M_3| > |M_3M_4|$ かつ $|M_3M_4| > |M_2M_3|$ より) $|M_2M_3| < |M_1M_3|$ であり、また $|M_0M_1| > |M_1M_3|$ も満足していることから、新しい転送条件に従ってこの *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送する。これを受信した M_4 は、これまでに *Rreq* メッセージのブロードキャスト転送を行なっておらず、 $|M_1M_3| > |M_3M_4|$ であることから、受信した *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送する。これを受信した M_5 が $|M_3M_4| > |M_4M_5|$ であることを確認することによって、順次短縮リンクからなるマルチホップ配送経路 $\{M_0M_1M_3M_4M_5\}$ が検出される。

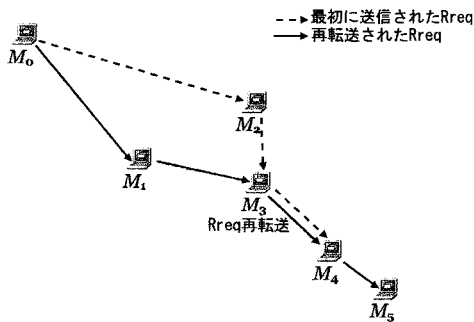


図 3: *Rreq* 再転送による経路検出の成功例

2.2 経路内衝突回避手法

Rreq メッセージの再転送を行なわないフラッディングを用いた RH2SWL によって検出された順次短縮リンク群からなるマルチホップ配送経路 $\{M_0 \dots M_n\}$ において、各移動コンピュータ M_i ($0 \leq i < n$) が次ホップ移動コンピュータ M_{i+1} へ到達可能な最小送信電力を用いてデータパケットを転送するならば、このマルチホップ配送経路内では、隣接しない移動コンピュータが送信する無線信号は衝突しない。これは、各移動コンピュータ M_j ($0 < j \leq n$) は、前ホップ移動コンピュータ M_{j-1} の制御された送信電力による無線信号到達範囲に含まれるが、経路内の他の移動コンピュータ M_k ($k \neq i-1$) の制御された送信電力による無線信号到達範囲には含まれないからである。しかし、*Rreq* メッセージの再転送を行う場合に検出される経路は、RH2SWL によって検出される経路とは異なり、 M_j が前ホップ以外の経路内の移動コンピュータ M_k ($0 \leq k < j-1$) の制御された送信電力による無線信号到達範囲に含まれることがある。

図4では、移動コンピュータ $\{M_0, M_1, M_2, M_3, M_4, M_5\}$ が $|M_0M_1| > |M_1M_2| > |M_2M_3| > |M_3M_4| > \{|M_0M_3|, |M_4M_5|\}$ を満足する位置に存在する。このとき、送信元移動コンピュータ M_0 から送信先移動コンピュータ M_5 までの順次短縮リンク群によるマルチホップ配送経路を探索する場合を考える。 M_0 がブロードキャスト送信した *Rreq* メッセージを M_1 と M_3 が受信し、それぞれが受信した *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送する。 M_3 がブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージは M_2 と M_4 によって受信されるが、 $|M_0M_3| < |M_2M_3|$ および $|M_0M_3| < |M_3M_4|$ であることが M_2 および M_4 でそれぞれ確認されるため、 M_2 と M_4 は M_3 から受信した *Rreq* メッセージのブロードキャスト転送を行なわない。一方、 M_1 がブロードキャスト転送した *Rreq* メッセージは M_2 によって受信されるが、 $|M_0M_1| > |M_1M_2|$ であることが M_2 で確認されるため、 M_2 が M_1 から受信した *Rreq* メッセージをブロードキャスト転送し、 M_3 がこれを受信する。 M_3 では $|M_1M_2| > |M_2M_3|$ であることが確認され、 M_2 から受信した *Rreq* メッセージがブロードキャスト送信され、 M_4 がこれを受信する。 M_4 では $|M_2M_3| > |M_3M_4|$ であることが確認され、 M_3 から受信した *Rreq* メッセージがブロードキャスト送信され、 M_5 がこれを受信する。 M_5 が $|M_3M_4| > |M_4M_5|$ であることを確認することによって、順次短縮リンク群からなるマルチホップ配送経路 $\{M_0M_1M_2M_3M_4M_5\}$ が検出される。しかし、 $|M_0M_3| < |M_0M_1|$ であることから、 M_3 は M_0 の制御された送信電力による無線信号到達範囲に含まれるため、 M_0 の送信する無線信号と M_2 の送信する無線信号

とが M_3 で衝突し、このマルチホップ配送経路におけるエンドエンドスループットの拡大を実現することができない。

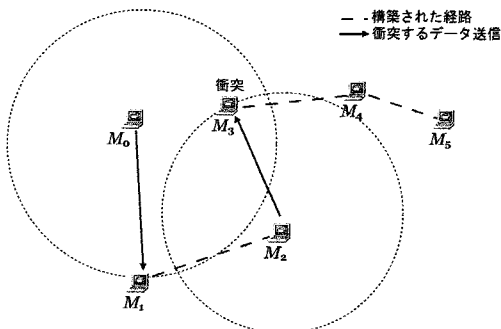


図 4: $Rreq$ 再転送による検出経路内衝突の発生

この問題を解決するためには、 M_3 が M_2 から転送された $Rreq$ メッセージを受信した時に、この $Rreq$ メッセージが転送されてきたマルチホップ配送経路に M_3 の隣接移動コンピュータである M_0 が含まれ、 M_0 の制御された送信電力による無線信号到達範囲に M_3 が含まれることを検出し、 M_3 がこの $Rreq$ メッセージをブロードキャスト転送せずに破棄する機構が必要である。 M_2 よりも先に M_0 が $Rreq$ メッセージのブロードキャスト転送を行なうことから、 M_3 は M_2 からブロードキャスト転送された $Rreq$ メッセージを受信する以前に M_0 からブロードキャスト転送された $Rreq$ メッセージを受信する。このとき、その受信電力から M_3 は $|M_0M_3|$ を得ることができる。一方、 M_2 から受信した $Rreq$ メッセージの送信元移動コンピュータからのマルチホップ配送経路に M_0 が含まれることは M_3 は得ることができない。そこで、これを可能とするためには $Rreq$ メッセージを中継した移動コンピュータの ID 列を $Rreq$ メッセージに含めることとする。これは、DSR [1] や LBSR [3] 等のルーティングプロトコルで用いられている手法である。この ID 列から M_0 が $Rreq$ メッセージのマルチホップ配送経路に含まれること、このマルチホップ配送経路における M_0 の次ホップ移動コンピュータが M_1 であることを M_3 が得ることができるが、 $|M_0M_1|$ を得ることができない。 M_3 が M_0 の (最大送信電力による) 無線信号到達範囲に含まれる場合でも、 $|M_0M_1| < |M_0M_3|$ であるならば、制御された送信電力を用いた場合には無線信号の衝突は発生しない。RH2SWL の手続きでは、 $|M_0M_1|$ を計測するのは M_1 である。したがって、 $Rreq$ メッセージには、これを転送した移動コンピュータの ID 列に加え、各ホップ間の距離を含めることとする。これによって、 M_3 は

$|M_0M_1|$ を得ることができるため、 $|M_0M_1|$ と $|M_0M_3|$ を比較することによって $Rreq$ メッセージのブロードキャスト転送を行なうか否かを決定することができる。

以上を含めた $Rreq$ メッセージの転送条件は、以下の通りである。

[$Rreq$ メッセージ転送条件 (再転送と衝突回避を含む)]
中継移動コンピュータ M_i は、以下の条件を満足するときのみ前ホップ移動コンピュータ M_{i-1} から受信した $Rreq$ メッセージを自身の無線信号到達範囲にあるすべての移動コンピュータにブロードキャスト転送する。

- M_{i-1} ($i \geq 2$) の前ホップ移動コンピュータを M_{i-2} とするとき、 $|M_{i-2}M_{i-1}| > |M_{i-1}M_i|$ を満足する。
- これまでにブロードキャスト転送した $Rreq$ メッセージの前ホップ移動コンピュータのうち、 M_i からの距離が最大であるものを $maxM_{i-1}$ とするとき、 $|M_{i-1}M_i| > |maxM_{i-1}M_i|$ を満足する。
- 受信した $Rreq$ メッセージを転送した前ホップを除く移動コンピュータ M_j ($0 \leq j < i-1$) のうち、 M_i がこれまでに受信した $Rreq$ メッセージを送信したもののすべてについて、 $|M_jM_{j+1}| < |M_jM_i|$ を満足する。

□

2.3 RH2SWLwRB

RH2SWL による経路検出率を改善する拡張プロトコルとして、2.1 節と 2.2 節で述べた $Rreq$ メッセージの再転送と 2 ホップ以上離れた移動コンピュータとの間の無線信号衝突を回避する機構を備えた RH2SWLwRB (RH2SWL with Re-Broadcasts) を提案する。

[RH2SWLwRB]

(送信元移動コンピュータ $M_s = M_0$)

- 1) 送信元移動コンピュータ ID 、自身の ID 、仮想的な前ホップ移動コンピュータ M_{-1} との距離 (= 最大送信電力を用いた場合の無線信号到達距離) を含めた $Rreq$ メッセージを最大送信電力を用いてブロードキャスト送信する。

(中継移動コンピュータ M_i)

- 1) 受信した $Rreq$ メッセージの受信電力から $|M_{i-1}M_i|$ を得る。
- 2) $Rreq$ メッセージの転送条件を満足するかを確認する。
 - 2-1) 満足するならば、自身の ID と $|M_{i-1}M_i|$ を加えた $Rreq$ メッセージを最大送信電力を用いてブロードキャスト送信する。
 - 2-2) 満足しないならば、この $Rreq$ メッセージを破棄する。

(送信元移動コンピュータ $M_d = M_n$)

- 1) 受信した $Rreq$ メッセージの送信元移動コンピュー

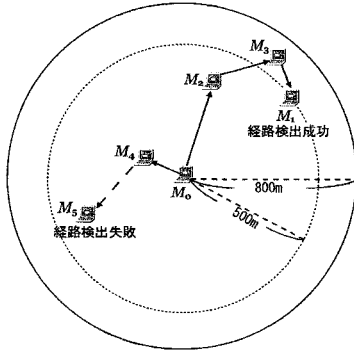


図 5: 測定環境

タ ID が自身の ID に等しいことを確認する。

- 2) Rreq メッセージの転送条件を満足するか否かを検証する。
 - 2-1) 満足するならば、この Rreq メッセージがマルチホップ転送されてきた経路が検出経路となる。
 - 2-1) 満足しないならば、この Rreq メッセージを放棄する。

□

マルチホップ配送経路が M_d で検出されたならば、経路探索応答 (Rrep) メッセージを検出経路に沿って配送する。Rrep メッセージには、検出されたマルチホップ配送経路に含まれる移動コンピュータの ID 列と各ホップ間の距離を含める。各中継移動コンピュータは、これを用いて Rrep メッセージの転送先移動コンピュータ (前ホップ移動コンピュータ)、データメッセージの転送先移動コンピュータ (次ホップ移動コンピュータ)、データメッセージの送信電力を決定する。

3 評価

本章では、本論文で提案した RH2SWLwRB プロトコルの性能評価をシミュレーション実験により行なう。シミュレーションは、半径 800m の円内に 100m 平方あたり、0.1~10 台の移動コンピュータを一様分布乱数によってランダムに配置し、円の中心に存在する移動コンピュータから 500m 以内にあるすべての移動コンピュータまでの経路探索を行なうこととする (図 5)。なお、各移動コンピュータの無線信号到達距離は最大 100m とする。

まず、Rreq メッセージ再送信機構の導入による検出経路内衝突の発生頻度を評価する。各移動コンピュータは、Rreq メッセージの再送信機構を導入した RH2SWL を用いて経路探索を行なう。2.2 節で述べた経路内衝突回避機構を含まない場合、全検出経路に対する経路内

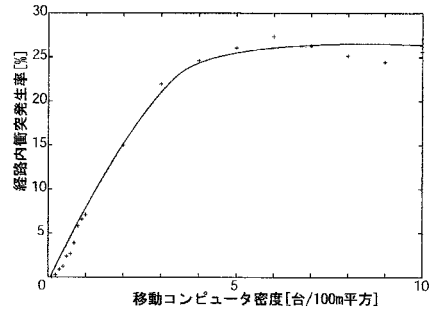


図 6: 経路内衝突する経路検出率

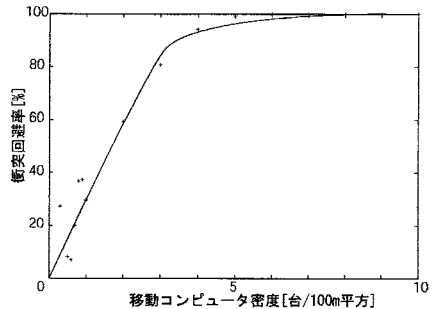


図 7: 再ブロードキャストにより衝突回避できる割合

衝突が発生し得る経路の比率をシミュレーション実験した評価結果を図 6 に示す。移動コンピュータ数の増加とともに経路内衝突発生比率は上昇し、5[台/100m 平方]以上の環境では約 25%の検出経路において経路内衝突が発生することが分かる。経路内衝突が発生する経路を検出した移動コンピュータ配置、送信先移動コンピュータに対して、RH2SWLwRB を用いた場合の経路検出率を図 7 に示す。移動コンピュータ密度が低い環境では、衝突回避機構を導入することによって経路を検出できない場合が存在するものの、移動コンピュータ密度が 4.5[台/100m 平方]以上の環境においては、95%以上経路内衝突を回避した経路が検出できることが分かる。すなわち、移動コンピュータ密度がある程度高い環境では、経路内衝突回避機構が経路検出率の低下には寄与しないと言える。

次に、各移動コンピュータ数における経路検出率を AODV、RH2SWL、RH2SWLwRB について比較するシミュレーション実験結果を図 8 に示す。図 8 より、経路検出率が 90%以上となる移動コンピュータ密度は、RH2SWL が 8.2[台/100m 平方]、RH2SWLwRB が 3.2[台/100m 平方]であり、RH2SWLwRB が移動コンピュータ密度が 61.0% 低い環境において RH2SWL と

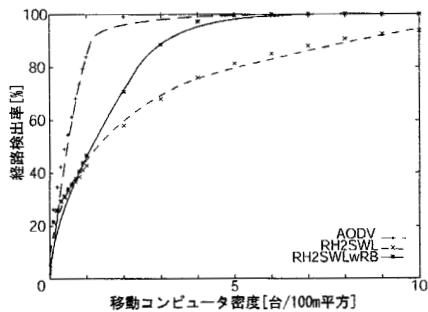


図 8: 経路検出率

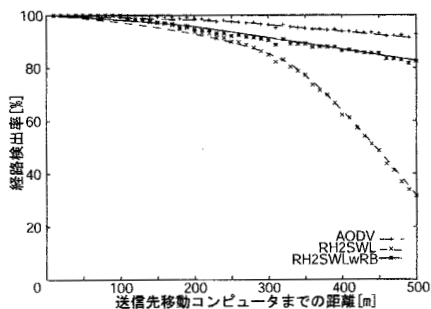


図 9: 距離に対する経路検出率

同程度の経路検出率を実現できることが分かる。また、これらのプロトコルの経路検出率を送信元移動コンピュータから送信先移動コンピュータまでの距離についてまとめた結果を図 9、図 10、図 11 に示す。図 9 から、送信先移動コンピュータまでの距離の増加に対して、RH2SWLwRB が RH2SWL よりも経路検出率の低下を 22.8% 軽減していることが分かる。この軽減は移動コンピュータ密度が低い場合により大きい。移動コンピュータ数が 10[台/100m 平方] の環境 (図 10) では 8.82% しか軽減されないが、5[台/100m 平方] の環境 (図 11) では 54.7% 軽減することができる。

以上により、RH2SWLwRB で導入した *Rreq* 再送信機構が従来の RH2SWL に対して経路検出率の向上に寄与していること、経路内衝突回避機構が有効に機能していることがシミュレーション実験によって確認された。

RH2SWLwRB では、経路検出率を向上させるために条件付きで移動コンピュータが *Rreq* メッセージを再送信する。このため、各移動コンピュータが 1 度だけ *Rreq* メッセージのブロードキャストを行なう AODV と RH2SWL に比べて、メッセージ数が増加することになる。そこで、この通信オーバーヘッドの増加を実

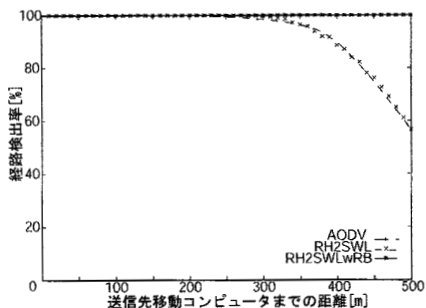


図 10: 距離に対する経路検出率 (ノード密度 10 台/100m 平方)

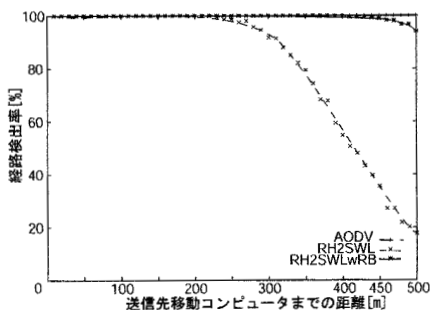


図 11: 距離に対する経路検出率 (ノード密度 5 台/100m 平方)

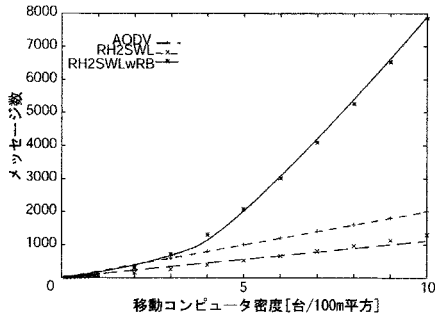


図 12: 通信オーバーヘッド

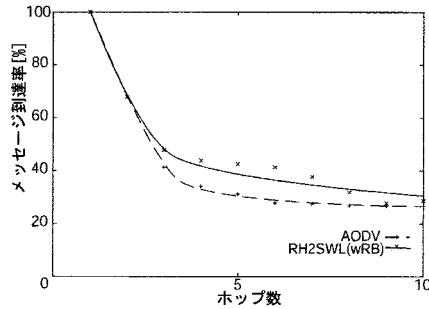


図 13: メッセージ到達率

験評価した。評価環境は接続性評価実験と同じである。実験結果を図 12 に示す。RH2SWLwRB は、高密度環境において AODV、RH2SWL に比べてより多くの制御メッセージを必要とすることが分かる。

最後に、RH2SWLwRB を用いた場合のデータメッセージ配送の性能について述べる。経路内の隠れ端末 (2 ホップ近隣) となる移動コンピュータ間の衝突、競合を回避する RH2SWL および RH2SWLwRB はエンドエンドスループットを同様に改善する。AODV に対する高スループット化の評価は [2] に示す通りである。ここでは、送信元移動コンピュータにおいて 2Mbps のデータ配送を要求した場合の送信先移動コンピュータへのデータメッセージ到達率とデータ配送遅延をシミュレーション実験した。送信元移動コンピュータから送信先移動コンピュータまでのホップ数に対して測定値をまとめたものを図 13 と図 14 に示す。図 13 から、メッセージ到達率はいずれのホップ数においても RH2SWL(wRB) の方が高く、特に 3~8 ホップにおける効果が大きい。全体の平均では 19.7% 高い到達率になっている。一方、図 14 から、一部を除いて RH2SWL(wRB) における配送遅延の短縮効果が認められる。全体の平均短縮率は 12.8% となっている。

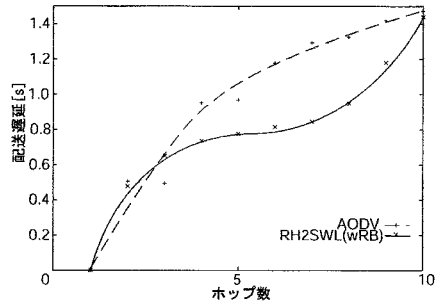


図 14: マルチホップ遅延

4 まとめ

本論文では、無線マルチホップ配送において高エンドスループットを得る H2SWL のためのルーティングプロトコル RH2SWL の経路検出率を改善するために、*Rreq* メッセージの再転送機構とそれともなう無線信号衝突の回避機構を備えた拡張ルーティングプロトコル RH2SWLwRB を提案した。また、経路検出率について評価を行ない、RH2SWL に比べて 33.4% ノード密度が低い環境においても同等の経路検出率を実現できることを示した。ただし、*Rreq* メッセージの再ブロードキャストによる追加オーバーヘッドは大きく、メッセージ数で比較すると、低密度環境では 68.7% 増、高密度環境では 437% 増となっている。

参考文献

- [1] David, B., David, A. and Hu, Y.C., "The Dynamic Source Routing Protocol," Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt (2003).
- [2] Numata, Y., and Higaki, H., "Routing and Communication Protocols for Higher Throughput in Wireless Ad-Hoc Networks," Wireless and Optical Communications, pp. 68-74 (2007).
- [3] 坂本, 桧垣, "LBSR: 非対称リンクを含む MANET のためのルーティングプロトコル," 情処研報, Vol. 2006, No. 120, pp. 119-124 (2006).
- [4] 沼田, 桧垣, "順次短縮リンクによる広帯域無線マルチホップ配送," 情処研報, Vol. 2006, No. 98, pp. 17-24 (2006).
- [5] 沼田, 桧垣, "順次短縮リンクによる広帯域無線マルチホップ配送とその評価," 情処研報, Vol. 2006, No. 120, pp. 125-132 (2006).