

## 順次短縮経路検出プロトコル RH2SWLwRB の 経路検出率と通信オーバーヘッドの評価

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 桧垣 博章

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

無線マルチホップ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、マルチホップ配送経路内の衝突、競合を回避することが必要である。我々は、順次短縮リンク列からなるマルチホップ配送経路においては、各中継移動コンピュータが送信電力制御を行なうことで経路内の隠れ端末問題を解決することを指摘し、経路検出プロトコル RH2SWL を提案した。しかし、各移動コンピュータが経路探索要求メッセージを1度だけブロードキャストする制約が経路検出率を低減させる。本論文では、経路検出率の改善が見込まれる場合にのみ複数回のブロードキャストを可とする RH2SWLwRB を提案し、その性能を経路検出率、制御メッセージ数の2点からシミュレーション実験評価する。

### Evaluation of Routing Ratio and Communication Overhead in RH2SWLwRB

Yuya Numata and Hiroaki Higaki

Department of Computers and Systems Engineering

Tokyo Denki University

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

For achieving higher end-to-end throughput in wireless multihop transmission, it is critical to avoid collisions and contensions within a wireless multihop transmission route. If a wireless multihop transmission routes consists of a sequence of wireless links getting shorter in hop-by-hop manner, the hidden terminal problem within a route is solved by transmission power control in each intermediate mobile computer. Hence, the authors have proposed RH2SWL protocol for such route detection. However, a restriction that each mobile computer broadcast a route request control message only once reduces routing ratio. This paper proposes an extended protocol RH2SWLwRB in which it is allowed for a mobile computer to broadcast the control message more than once only when it achieves higher routing ratio. The performance of the two protocols is evaluated in simulation by comparing routing ratio and communication overhead.

#### 1 背景と目的

コンピュータ技術とネットワーク技術の発達により、移動コンピュータを構成要素に含むモバイルネットワークの普及が進んでいる。ここで、携帯性の高いノート型PCやPDA、あるいは小型軽量化を特に必要とするセンサノード等では、搭載可能なバッテリー容量が必ずしも大きくないことから、無線送信電力を無制限に大きくすることはできない。また、無線通信は共通の電磁場を媒体として利用するブロードキャストメディアであり、無線信号の衝突回避の観点からも、データメッセージの送信元移動コンピュータが送信先移動コンピュータと常に直接通信する方法が適切であるとはいえない。限られた無線通信電力を用いる移動コンピュータ群によって構成されるモバイルネットワークにおいて、高い接続性を得る

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配送される各データメッセージを中継移動コンピュータが順次転送する無線マルチホップ配送が用いられる。これまでに、データメッセージの無線マルチホップ配送経路を決定するさまざまなルーティングプロトコルが提案されている [4]。

一方、IEEE802.11 [1] をはじめとする CSMA/CA に基づく無線 LAN プロトコルでは、異なる移動コンピュータが送信した無線信号が衝突する隠れ端末問題 [6] を回避するために RTS/CTS 制御が導入されている。これによって無線信号の衝突を回避することが可能となるが、無線マルチホップ配送経路に含まれる2ホップ近隣の移動コンピュータは同時に無線信号を送信することができなくなる。この競合によって、各移動コンピュータの無線信号送信機会が減少し、エンド

エンドスループットが低下するという問題がある。このマルチホップ配送経路上の2ホップ近隣移動コンピュータ間の競合を回避するために、各移動コンピュータが次ホップ移動コンピュータに到達可能な最小送信電力を用いて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、マルチホップ配送経路を順次短縮される無線リンク群によって構成する手法であるH2SWL (Multihop Transmission along a Sequence of Hop-by-Hop Shortening Wireless Links) が提案されている [9]。また、このようなマルチホップ配送経路を探索するルーティングプロトコル RH2SWL (Routing Protocol for H2SWL) が設計されている。RH2SWL は経路探索要求 ( $Rreq$ ) メッセージのフラッディングを用いるさまざまなプロトコル (DSR [2]、AODV [5]、TORA [3] など) と組み合わせることが可能である。

しかし、各移動コンピュータが受信した  $Rreq$  メッセージのブロードキャスト転送を行なうためには、検出される経路が順次短縮リンク群によって構成される可能性があるという制約条件を満足することが必要であり、また、フラッディングを基礎としているために各移動コンピュータはひとつの経路探索に対して1度しか  $Rreq$  メッセージをブロードキャストすることができない。このために、RH2SWL は経路検出率が必ずしも高くないという問題があり、特に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が大きい場合には、この傾向が顕著となる。また、順次短縮する無線リンクで構成されるマルチホップ配送経路が存在するにも関わらず、各中継移動コンピュータにおける  $Rreq$  メッセージのブロードキャストのタイミングによって検出に失敗する場合もある。この問題を解決するために、本論文では、各移動コンピュータがひとつの経路探索に対して  $Rreq$  メッセージのブロードキャストを複数回行なうことが可能な拡張プロトコル RH2SWLwRB (RH2SWL with Re-Broadcasts) を提案する。中継移動コンピュータが  $Rreq$  メッセージのブロードキャストを複数回行なうことによって、2ホップ以上離れた移動コンピュータによる衝突の発生の可能性が生じるが、RH2SWLwRB には、これを回避する機構が含まれている。

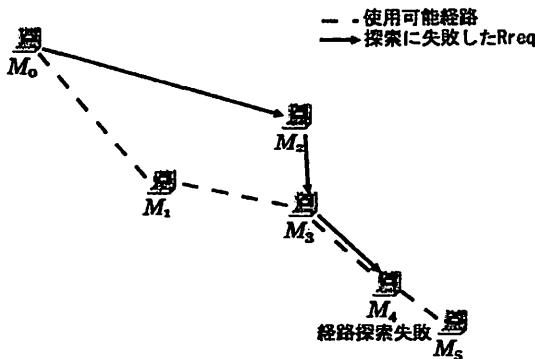


図 1: RH2SWL による経路検出の失敗例

## 2 提案手法

### 2.1 $Rreq$ メッセージの再転送

経路検出率の低下を改善するためには、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。

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。

ここで、 $M$  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に  $Rreq_2$  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に  $Rreq_1$  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。この再転送を含めた  $Rreq$  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  $maxM_{i-1}$  とするとき、 $|M_{i-1}M_i| > |maxM_{i-1}M_1|$  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。

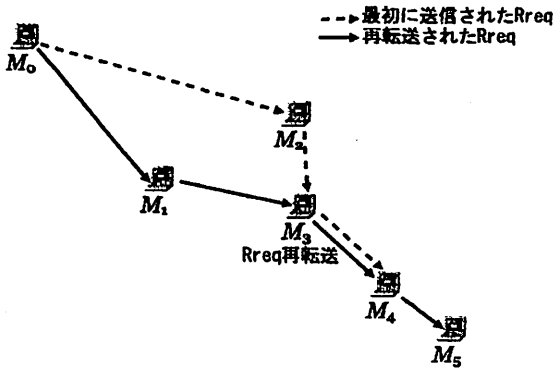


図 2: *Rreq* 再転送による経路検出の成功例

## 2.2 経路内衝突回避手法

*Rreq* メッセージの再転送を行わないフラッシングを用いた 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 3 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。

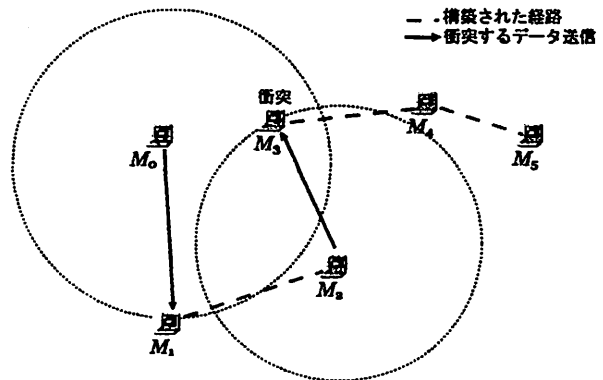


図 3: *Rreq* 再転送による検出経路内衝突の発生

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 や LBSR [7] 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すべてについて、 $|M_jM_{j+1}| <$

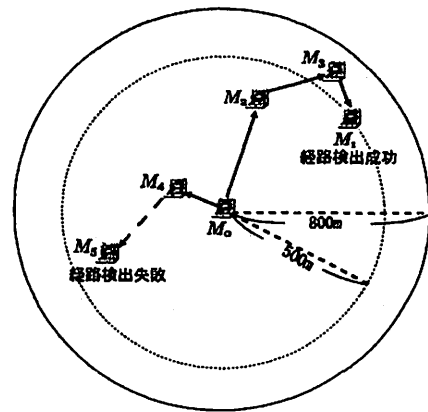


図 4: 測定環境

$|M_jM_i|$  を満足する。

□

### 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 4)。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衝突を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 5 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を発生することが分かる。経路内衝突を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 6 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、移動コンピュータが 700 台以上の環境においては、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 7 に示す。図 7 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

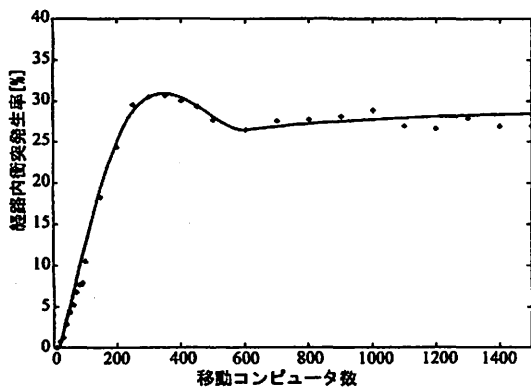


図 5: 経路内衝突する経路検出率

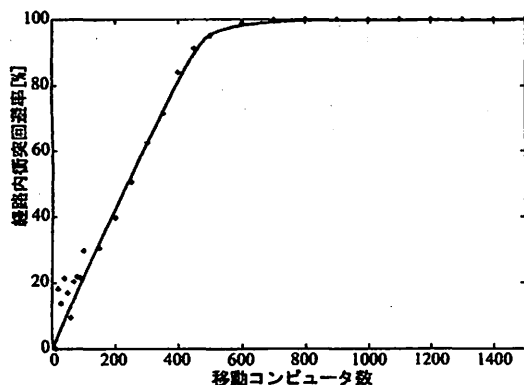


図 6: RH2SWLwRB による衝突回避率

動コンピュータ密度が 61.0% 低い環境において RH2SWL と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 8、図 9、図 10 に示す。図 8 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約 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高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 9) では 8.82% しか軽減されないが、5[台/100m 平方] の環境 (図 10) では 54.7% 軽減することができる。100 台の環境 (図 10) ではほぼ同等の経路検出率である。

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

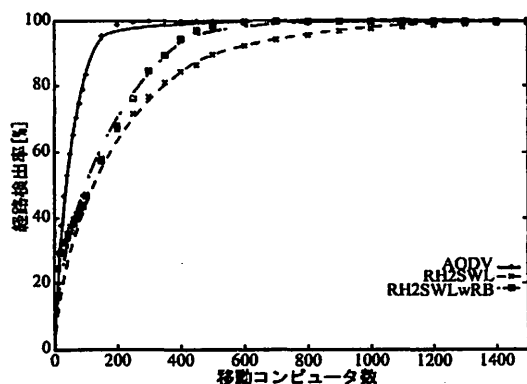


図 7: 経路検出率

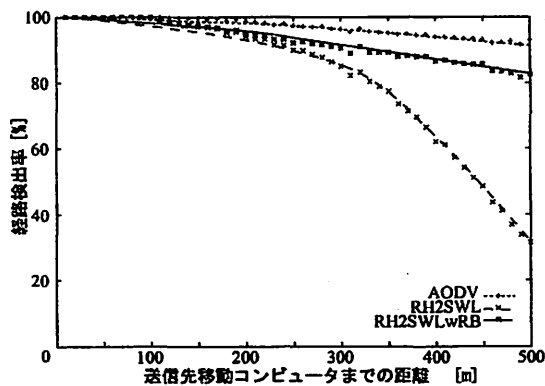


図 8: 距離に対する経路検出率

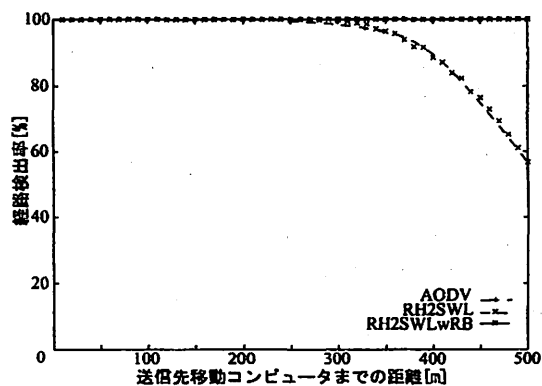


図 9: 距離に対する経路検出率 (ノード密度 10 台 / 100m 平方)

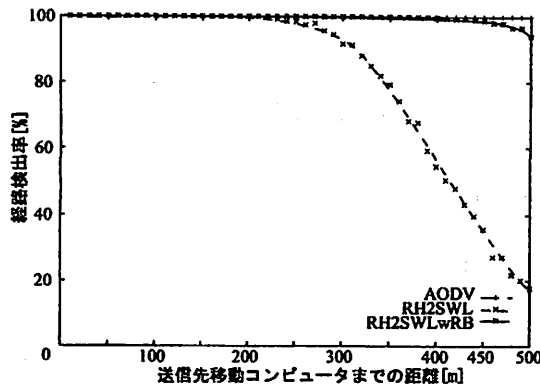


図 10: 距離に対する経路検出率 (ノード密度 5 台 /100m 平方)

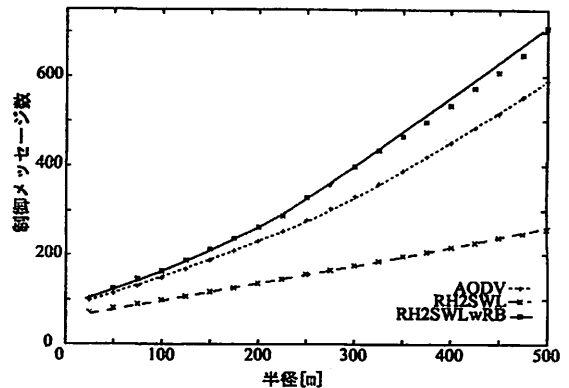


図 12: 距離に対する通信オーバーヘッド

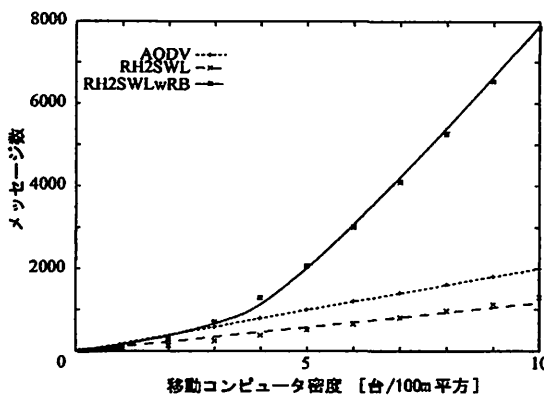


図 11: 通信オーバーヘッド

加を実験評価した。評価環境は接続性評価実験と同じである。実験結果を図 11 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。

また、RH2SWLwRB の再ブロードキャストは、ノードが広い範囲に分布しているほど多く発生すると予想される。そこで、ノード密度を 5[台/100m 平方] に固定し、中心部の半径を 25m~500m として通信オーバーヘッドを実験評価した。実験結果を図 12 に示す。RH2SWLwRB は、半径が広がるにつれて制御メッセージ数が増加しているが、AODV についても同様に増加していることが分かる。そこで、250m、500m の場合について比較した結果、250m の場合に 18.0%、500m の場合に 20.3% 増加することが分かった。以上より、RH2SWLwRB の *Rreq* メッセージ再送信による通信オーバーヘッドの増加はアドホックネットワークの規模には依存しないことが分かる。

#### 4 まとめ

本論文では、無線マルチホップ配送において高いエンド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にとりま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 61.0% 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。そのため、*Rreq* メッセージの再送信は経路検出率の低い低密度環境で適用することが好ましい。

#### 参考文献

- [1] "Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications," Standard IEEE 802.11 (1997).
- [2] David, B., David, A. and Hu, Y.C., "The Dynamic Source Routing Protocol," Internet Draft, draft-ietf-manet-dsr-09.txt (2003).
- [3] Park, V. and Corson, S., "Temporally-Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1 Functional Specification," Internet Draft, draft-ietf-manet-tora-spec-04.txt (2001).
- [4] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-wesley (2000).
- [5] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing," RFC 3561 (2003).
- [6] Tobagi, F.A. and Kleinrock, L., "Packet Switching in Radio Channels: Part II - The Hidden Terminal Problem in Carrier Sense Multiple-Access and the Busy-Tone Solution," IEEE Transactions on Communications vol. 23, No. 12, pp. 1417-1433 (1975).
- [7] 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).
- [8] 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).
- [9] 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).