

## 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

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科

沼田 祐哉 梶垣 博章

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

アドホックネットワークやメッシュネットワークのように、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無線マルチホップ配送を用いるネットワークでは、無線信号送信の競合による送信待ち時間や無線信号の衝突を回避するための RTS/CTS 制御によって、最大エンド-エンド帯域幅が各無線通信リンクの帯域幅の 1/3 に制限される。本論文では、各移動コンピュータが無線信号送信電力を制御することで最大エンド-エンド帯域幅を各無線リンクの帯域幅の最大 1/2 まで拡大できることを示し、これを実現する経路探索プロトコルとデータ配送プロトコルを設計する。また、提案プロトコルを用いることによるエンド-エンドスループットの拡大効果を単一マルチホップ配送経路と互いに交差、並行する 2 つのマルチホップ配送経路について、ns-2 を用いてシミュレーション実験を行ない、それぞれ 47%、35%、および 22% 高いスループットが得られることを確認した。さらに、多様な位置関係にある複数の経路が同時に存在するアドホックネットワークを対象としたシミュレーション実験を行ない、約 200% のスループット拡大を観測した。

## High Throughput Wireless Multihop Communication by Hop-by-Hop Shortening Links and Evaluation

Yuya Numata and Hiroaki Higaki

Department of Computers and Systems Engineering

Tokyo Denki University

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

In a wireless mobile network with wireless multihop transmissions such as a mobile adhoc network and a wireless mesh network, end-to-end throughput from a source mobile computer to a destination one is less than 1/3 of throughput of a wireless communication link due to random waiting time for contention avoidance and RTS/CTS control for solving a hidden terminal problem. In this paper, the authors propose an adhoc routing protocol and a message transmission protocol with transmission power control for achieving higher end-to-end throughput. The maximum end-to-end throughput in the proposed protocols is 1/2 of throughput of a wireless communication link. In simulation experiments for a wireless multihop transmission and two wireless multihop transmissions with an intersection and adjacency, the proposed protocol provides about 47% , 35% and 22% higher end-to-end throughput than a conventional no power control protocol. In addition, in simulation with multiple wireless transmission routes, our proposed protocol achieves about 200% higher end-to-end throughput.

## 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。限られた無線送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、高いコネクティビティを得るためには、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パケット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、パケットの配送経路を決定する様々なルーティングプロトコルが提案されている [3]。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ことを回避するために、RTS/CTS制御が導入されている。このため、無線マルチホップ配送では、配送経路に含まれる移動コンピュータの一部のみが同時に信号を送信することが可能となり、エンド-エンド帯域幅が縮小するという問題がある。本論文では、移動コンピュータが送信電力制御を行なうことにより、エンド-エンド帯域幅を拡大する手法を提案する。また、この手法を実現するための経路探索プロトコルおよび検出した経路を用いたパケット配送プロトコルを設計する。

## 2 無線マルチホップ通信の帯域幅

無線マルチホップネットワーク  $\mathcal{N} = \langle \mathcal{M}, \mathcal{L} \rangle$  は、移動コンピュータ  $M_i$  の集合  $\mathcal{M}$  と  $M_i$  から隣接移動コンピュータ  $M_j$  への無線通信リンク  $|M_i, M_j\rangle$  の集合  $\mathcal{L} \subset \mathcal{M} \times \mathcal{M}$  によって定められる。ただし、 $M_i$  が最大送信電力  $P_{tmax}$  を用いた場合の無線信号到達範囲内に  $M_j$  が存在するとき、 $|M_i, M_j\rangle \in \mathcal{L}$  とする。また、すべての無線リンクは双方向であると仮定する。すなわち、 $|M_i, M_j\rangle \in \mathcal{L}$  ならば  $|M_j, M_i\rangle \in \mathcal{L}$  である。ここで、送信元移動コンピュータ  $M_s (= M_0)$  から送信先移動コンピュータ  $M_d (= M_l)$  へのメッセージ配送について  $|M_s, M_d\rangle \notin \mathcal{L}$  であるならば、 $|M_i, M_{i+1}\rangle \in \mathcal{L}$  ( $0 \leq i < l$ ) なる無線通信リンク群を用いて、中継移動コンピュータ  $M_1, \dots, M_{l-1}$  がパケット群を順次転送することによって無線マルチホップ配送を行なう。このマルチホップ配送経路を  $R = \{|M_0 (= M_s), M_1, \dots, M_{l-1}, M_l (= M_d)\rangle\}$  で表す。

まず、移動コンピュータ  $M_i$  は、隣接移動コンピュータ  $M_{i-1}$  からの無線信号を受信することと隣接移動コンピュータ  $M_{i+1}$  への無線信号を送信することを同時に行なえないことから、 $R$  に沿った無線マルチホップ配送は、以下の性質を持つ。

[性質 1] 無線通信リンク  $|M_{i-1}, M_i\rangle$  と  $|M_i, M_{i+1}\rangle$  を

同時に用いてパケット群を配送することはできない。つまり、 $M_{i-1}$  と  $M_i$  が同時に経路  $R$  上でパケット群をそれぞれ  $M_i$  と  $M_{i+1}$  へ転送することはできない (図 1)。なお、 $R$  上の各移動コンピュータが送信電力を制御するか否かに関わらず、無線マルチホップ配送はこの性質を持つ。□

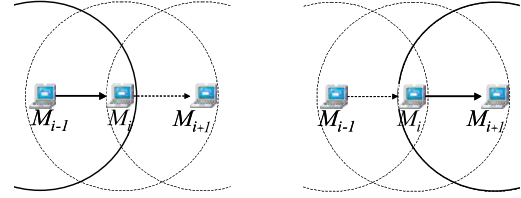


図 1: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (1)

性質 1 から、経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送のエンド-エンド帯域幅について、以下の定理が成り立つ。

[定理 1] 経路  $R$  上の無線通信リンク  $|M_i, M_{i+1}\rangle$  ( $0 \leq i < l$ ) の帯域幅を  $B_i$  とするとき、経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送 ( $l \geq 2$ ) におけるエンド-エンド帯域幅は  $\min_i (B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1}))$  を超えることはできない。

[証明] 経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送のエンド-エンド帯域幅  $B$  が  $\min_i (B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1}))$  を超えると仮定する。十分長い時間  $T$  の間  $R$  に沿った無線マルチホップ配送を行なうとすると、 $R$  に含まれる各無線通信リンクを通して配送されるパケット群のサイズは  $B \cdot T > T \cdot \min_i (B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1}))$  である。ここで、 $B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1})$  を最小とする  $i$  を  $\bar{i}$  とすると、 $B \cdot T > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} / (B_{\bar{i}} + B_{\bar{i}+1})$  となる。 $|M_{\bar{i}}, M_{\bar{i}+1}\rangle$  の帯域幅が  $B_{\bar{i}}$  であることから、 $|M_{\bar{i}}, M_{\bar{i}+1}\rangle$  を用いてパケット群を配送している時間は、 $T_{\bar{i}} = B \cdot T / B_{\bar{i}} > T \cdot B_{\bar{i}+1} / (B_{\bar{i}} + B_{\bar{i}+1})$  である。同様に、 $|M_{\bar{i}+1}, M_{\bar{i}+2}\rangle$  の帯域幅が  $B_{\bar{i}+1}$  であることから、 $|M_{\bar{i}+1}, M_{\bar{i}+2}\rangle$  を用いてパケット群を配送している時間は、 $T_{\bar{i}+1} = B \cdot T / B_{\bar{i}+1} > T \cdot B_{\bar{i}} / (B_{\bar{i}} + B_{\bar{i}+1})$  である。性質 1 により、 $|M_{\bar{i}}, M_{\bar{i}+1}\rangle$  と  $|M_{\bar{i}+1}, M_{\bar{i}+2}\rangle$  を同時に用いてパケット群を配送することができないことから、 $T_{\bar{i}} + T_{\bar{i}+1} \leq T$  でなければならない。ところが、 $T_{\bar{i}} + T_{\bar{i}+1} > T \cdot B_{\bar{i}} / (B_{\bar{i}} + B_{\bar{i}+1}) + T \cdot B_{\bar{i}+1} / (B_{\bar{i}} + B_{\bar{i}+1}) = T$  となり矛盾である。□

すべての無線通信リンクの帯域幅が等しく  $B_L$  であるとき ( $0 \leq \forall i < l, B_i = B_L$ ) のエンド-エンド帯域幅は、定理 1 により、すべての  $i$  について  $B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1}) = B_L / 2$  となることから、 $B_L / 2$  を超えることはできない。

DSR [2] や AODV [4] といったアドホックルーティングプロトコルは、経路探索要求メッセージ  $Rreq$  のフラディングを用いている。これらのプロトコルによって検出される経路は、以下の性質を持つ。

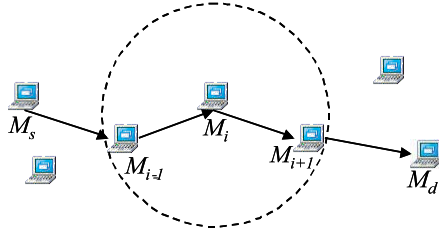


図 2: アドホックルーティングプロトコルの検出経路

[性質 2] 経路探索要求メッセージ  $Rreq$  のフラッディングによって検出された経路  $R = \|M_0(= M_s), M_1, \dots, M_l(= M_d)\|$  について、 $M_i \in R$  の無線信号到達範囲に含まれる移動コンピュータ  $M_j \in R(i < j)$  は  $M_{i+1}$  のみである。□

また、これらのプロトコルでは、各移動コンピュータが最大送信電力  $P_{tmax}$  を用いて無線信号を送信することで、 $Rreq$  のフラッディングを行なう。このように、各移動コンピュータの無線信号送信電力が等しい、すなわち、無線信号到達距離が等しい場合には、以下の性質を持つ。

[性質 3] 各移動コンピュータ  $M_i$  の無線信号到達距離が等しいならば、 $Rreq$  のフラッディングによって検出された配送経路  $R = \|M_0(= M_s), M_1, \dots, M_l(= M_d)\|$  において、 $M_i$  の無線信号到達範囲に含まれる  $0 \leq j < i$  を満たす移動コンピュータは  $M_{i-1}$  のみである。□

性質 2 と性質 3 により、各移動コンピュータが最大送信電力  $P_{tmax}$  を用いて無線信号を送信することでパケット群の配送を行なう場合、無線通信リンク  $|M_{i-1}, M_i|$ 、 $|M_i, M_{i+1}|$ 、 $|M_{i+1}, M_{i+2}|$  について、 $M_i$  が  $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  の両方の無線信号到達範囲内にあるため、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  が同時に無線信号を送信すると  $M_i$  で衝突が発生する。これはいわゆる隠れ端末問題 [8] であり、RTS/CTS 制御を用いることによって衝突の発生を回避することが可能である。しかし、これによって競合が発生し、各移動コンピュータの無線信号送信機会は減少する。

[性質 4]  $M_i$  が  $M_{i+1}$  の無線信号到達範囲に含まれる場合、無線通信リンク  $|M_{i-1}, M_i|$  と  $|M_{i+1}, M_{i+2}|$  を同時に用いてパケット群を配送することはできない。つまり、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  は同時に経路  $R$  上でパケット群を転送することはできない (図 3)。□

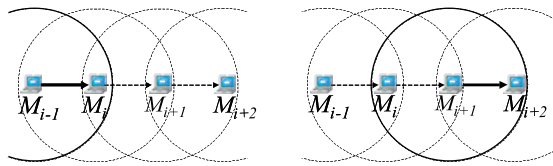


図 3: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (2)

[性質 5]  $M_i$  が  $M_{i+1}$  の無線信号到達範囲に含まれる場合、 $M_{i-1}, M_i, M_{i+1}$  が互いに同時に経路  $R$  上でパケット群を転送することはできない (図 4)。

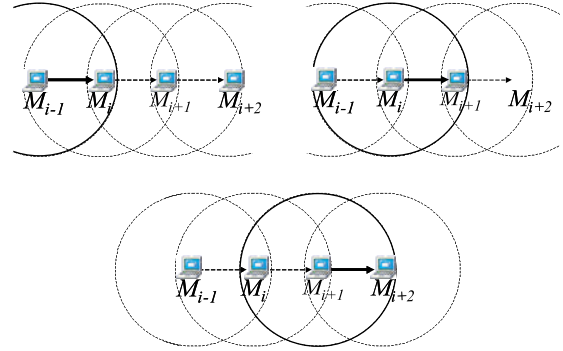


図 4: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (3)

[証明] 性質 1 より、 $M_{i-1}$  と  $M_i$  および  $M_i$  と  $M_{i+1}$  は同時にパケット群を転送することができない。また、性質 4 より、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  は同時にパケット群を転送することができない。以上により、性質 5 が成り立つ。□

性質 5 から、各移動コンピュータの無線信号到達距離が等しい場合、経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送のエンド-エンド帯域幅について、以下の定理が成り立つ。

[定理 2] 各移動コンピュータの無線信号到達距離が等しい場合、経路  $R$  上の無線通信リンク  $|M_i, M_{i+1}| (0 \leq i < l)$  の帯域幅を  $B_i$  とすると、経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送 ( $l \geq 2$ ) におけるエンド-エンド帯域幅は  $\min_i (B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i))$  を超えることはできない。

[証明] 経路  $R$  に沿った無線マルチホップ配送のエンド-エンド帯域幅  $B$  が  $\min_i (B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i))$  を超えると仮定する。十分長い時間  $T$  の間、 $R$  に沿った無線マルチホップ配送を行なうとすると、 $R$  に含まれる各無線リンクを通して配送されるパケット群のサイズは  $B \cdot T > T \cdot \min_i (B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i))$  である。ここで、 $B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i)$  を最小とする  $i$  を  $\bar{i}$  とすると、 $B \cdot T > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$  となる。 $|M_{\bar{i}}, M_{\bar{i}+1}|$ 、 $|M_{\bar{i}+1}, M_{\bar{i}+2}|$ 、 $|M_{\bar{i}+2}, M_{\bar{i}+3}|$  の帯域幅がそれぞれ  $B_{\bar{i}}$ 、 $B_{\bar{i}+1}$ 、 $B_{\bar{i}+2}$  であることから、 $M_{\bar{i}}$ 、 $M_{\bar{i}+1}$ 、 $M_{\bar{i}+2}$  がパケットを転送している時間はそれぞれ  $T_{\bar{i}} = B \cdot T / B_{\bar{i}} > T \cdot B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$ 、 $T_{\bar{i}+1} = B \cdot T / B_{\bar{i}+1} > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+2} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$ 、 $T_{\bar{i}+2} = B \cdot T / B_{\bar{i}+2} > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$  である。性質 5 より、 $T_{\bar{i}} + T_{\bar{i}+1} + T_{\bar{i}+2} \leq T$  でなければならない。しかし、

$T_{\bar{i}} + T_{\bar{i}+1} + T_{\bar{i}+2} > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) + T \cdot B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) + T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} / (B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) = T$  となり矛盾である。□

$0 \leq \forall i < l-1$  について、 $B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1}) - B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i) = B_i^2 \cdot B_{i+1}^2 / ((B_i + B_{i+1}) \cdot (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i)) > 0$  であることから、 $\min_i (B_i \cdot B_{i+1} / (B_i + B_{i+1})) > \min_i (B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i))$  である。また、すべての無線通信リンクの帯域幅が等しく  $B_L$  であるとき ( $0 \leq \forall i < l, B_i = B_L$ ) のエンド-エンド帯域幅は、定理 2 より、すべての  $i$  について  $B_i \cdot B_{i+1} \cdot B_{i+2} / (B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i+2} + B_{i+2} \cdot B_i) = B_L/3$  となることから、 $B_L/3$  を超えることはできない。

### 3 提案手法

無線信号の送信電力  $P_t$  と受信電力  $P_r$  との間には、以下の関係がある。

$$P_r = P_t \left( \frac{\lambda}{4\pi d} \right)^2 g_t g_r \quad (1)$$

ただし、 $\lambda$  は波長、 $d$  は移動コンピュータ間の距離、 $g_t$  と  $g_r$  はそれぞれ送信ゲインと受信ゲイン (定数) である。したがって、最大送信電力  $P_{tmax}$  で送信された無線信号の受信電力  $P_{rec}$  を測定することによって距離  $d$  が得られる。

$$d = \frac{\lambda}{4\pi} \sqrt{\frac{P_{tmax}}{P_{rec}} g_t g_r} \quad (2)$$

これによって、移動コンピュータ間の通信を可能とする最小送信電力  $P_{tmin}$  は、最小受信電力  $P_{rmin}$  に対して次式で与えられる。

$$P_{tmin} = P_{tmax} \cdot \frac{P_{rmin}}{P_{rec}} \quad (3)$$

配送経路  $R$  上のマルチホップ配送において、すべての無線リンク  $|M_i, M_{i+1}\rangle$  を最小送信電力によって配送する場合、 $M_i$  の送信電力が  $M_i$  と  $M_{i+1}$  との間の距離に対して単調増加することから、以下の性質が成り立つ。

[性質 5a]  $M_i$  の送信電力が  $M_{i+1}$  の送信電力よりも小さいならば、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  は、同時に経路  $R$  上でパケット群を転送することはできない。

[証明] すべての移動コンピュータが次ホップが受信可能な最小電力を用いて無線信号を送信していることから、 $|M_i M_{i+1}| < |M_{i+1} M_{i+2}|$  であり、 $M_i$  は  $M_{i+1}$  の無線信号到達範囲に含まれる。したがって、性質 4 から、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  は同時に経路  $R$  上でパケットを転送することはできない。□

[性質 5b]  $M_i$  の送信電力が  $M_{i+1}$  の送信電力よりも大きいならば、 $M_{i-1}$  と  $M_{i+1}$  は、同時に経路  $R$  上でパケット群を転送することができる (図 5)。□

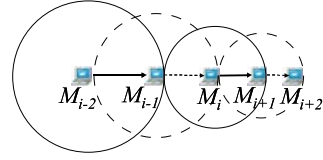


図 5: 送信電力制御による無線マルチホップ配送の広帯域化

性質 5a, 5b より、配送経路  $R$  上のマルチホップ配送において、送信した無線信号を次ホップが受信することが可能となる最小の送信電力によってすべての無線リンク  $|M_i, M_{i+1}\rangle (0 \leq i < l)$  を配送する場合、エンド-エンド帯域幅について、以下の定理が成り立つ。

[定理 3] 各移動コンピュータ  $M_i \in R (0 \leq \forall i < l)$  が次ホップが受信可能な最小送信電力  $P_i$  を用いて無線信号を送信するとき、 $P_i \leq P_{i+1}$  を満たす移動コンピュータ  $M_i$  の集合を  $M^-$ 、 $P_i > P_{i+1}$  を満たす移動コンピュータ  $M_i$  の集合を  $M^+$  とすると、経路  $R$  に沿ったマルチホップ通信のエンド-エンド帯域幅は  $\min(\min_{i, M_i \in M^-} B_{i-1} \cdot B_i \cdot B_{i+1} / (B_{i-1} \cdot B_i + B_i \cdot B_{i+1} + B_{i+1} \cdot B_{i-1}), \min_{i, M_i \in M^+} B_{i-1} \cdot B_i / (B_{i-1} + B_i))$  を超えることはない。□

定理 3 から、経路  $R$  に含まれるすべての無線通信リンク  $|M_i, M_{i+1}\rangle (0 \leq i < l)$  の帯域幅が等しく  $B_L$  である場合、 $0 \leq \forall i < l-1$  について、 $M_i$  の送信電力が  $M_{i+1}$  の送信電力より大きいならば、経路  $R$  に沿ったマルチホップ通信のエンド-エンド帯域幅は  $B_L/2$  を超えることはない。また、 $0 \leq \forall i < l-1$  について、 $M_i$  の送信電力が  $M_{i+1}$  の送信電力以下であるならば、経路  $R$  に沿ったマルチホップ通信のエンド-エンド帯域幅は  $B_L/3$  を超えることはない。

ここで、前者の場合、経路  $R$  に含まれるすべての移動コンピュータ  $M_i$  が完全に同期した時計を持つことを仮定すると、マルチホップ通信時間  $T$  に対して十分小さい単位時間を  $\tau$ 、通信開始時刻を  $t_0$  とするとき、時間  $[t_0 + 2k\tau, t_0 + (2k+1)\tau]$  に  $M_i (i \bmod 2 = 0)$ 、時間  $[t_0 + (2k+1)\tau, t_0 + 2(k+1)\tau]$  に  $M_i (i \bmod 2 = 1)$  が  $R$  上の次ホップ移動コンピュータ  $M_{i+1}$  にパケット群を転送することでエンド-エンド帯域幅を  $B_L/2$  とすることができる。

[定理 4]  $0 \leq \forall i \leq l-1$  について、 $M_i$  の送信電力が  $M_{i+1}$  の送信電力よりも大きいならば、経路  $R$  を用いたマルチホップ配送のエンド-エンド最大帯域幅は  $B_L/2$  である。□

以上により、経路  $R$  において、 $M_{i+1}$  が受信可能な最小送信電力で各  $M_i$  がメッセージを送信するという前提のもとでは、 $M_i$  が  $M_{i-1}$  より小さな送信電力を用いる



ように経路  $R$  を定めることによって、実現可能なエンド-エンド帯域幅を  $B_L/3$  から  $B_L/2$  に拡大することができる。このような経路  $R$  を実現するためには、 $M_{i-1}$  から最大送信電力  $P_{tmax}$  で送信された経路探索要求メッセージ  $Rreq$  を受信した  $M_i$  がその受信電力を測定し、(3)式から  $M_{i-1}$  の用いる送信電力を計算する。これを  $M_i$  が送信する  $Rreq$  に含める。 $M_{i+1}$  が  $M_i$  と同様の手順で計算した  $M_i$  の用いる送信電力が  $M_{i-1}$  の用いる送信電力より大きい場合には、 $M_{i+1}$  は  $Rreq$  のブロードキャストを行わず、逆に小さい場合にのみブロードキャストを行なう。(図 6)

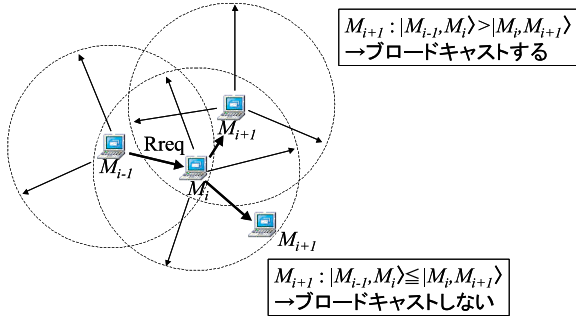


図 6: 経路探索プロトコル

また、 $M_i$  の得た  $M_{i-1}$  の用いる送信電力を経路探索応答メッセージ  $Rrep$  を用いて  $M_i$  から  $M_{i-1}$  へ伝えることとする。以下にこの手法を AODV に対して適用した経路探索プロトコルを示す。

#### [経路探索プロトコル]

- 1) 送信元移動コンピュータ  $M_s$  は、送信先移動コンピュータ  $M_d$  のアドレス、経路探索識別子  $ID$  を含む経路探索要求メッセージ  $Rreq(M_s, M_d, ID, 0)$  を最大送信電力  $P_{tmax}$  で自身の無線信号到達範囲内のすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。
- 2) 移動コンピュータ  $M_i$  から  $Rreq(M_s, M_d, ID, P_i)$  を受信した移動コンピュータ  $M_j \neq M_d$  は、3項組  $\langle M_s, M_d, ID \rangle$  が経路探索キャッシュ  $RC_j$  に含まれるかを確認する。 $\langle M_s, M_d, ID \rangle \in RC_j$  である場合には、受信した  $Rreq$  を破棄する。 $\langle M_s, M_d, ID \rangle \notin RC_j$  である場合には、以下の処理を行なう。なお、 $RC_j$  に含まれる各 3項組は、その有効期限が経過したならば、ただちに  $RC_j$  から削除される。
  - 2.1)  $M_i$  から受信した  $Rreq$  の受信電力  $P_{rec}$  について  $P_{rec} \leq P_i$  であるならば、 $M_j$  はこの  $Rreq$  を破棄する。
  - 2.2)  $P_{rec} > P_i$  であるならば、 $RC_j \leftarrow RC_j \cup \langle M_s, M_d, ID \rangle$ 、自身のの上流移動コンピュータ  $UP_j(\langle M_s, M_d, ID \rangle) \leftarrow P_i$ 、受信電力  $P_j(\langle M_s, M_d, ID \rangle) \leftarrow P_{rec}$  とし、 $Rreq(M_s, M_d, ID, P_{rec})$  を最大送信電力  $P_{tmax}$

で自身の無線信号到達範囲内のすべての移動コンピュータにブロードキャスト送信する。

- 3) 移動コンピュータ  $M_i$  から  $Rreq(M_s, M_d, ID, P_i)$  を受信した送信先移動コンピュータ  $M_d$  は、3項組  $\langle M_s, M_d, ID \rangle$  が経路探索キャッシュ  $PC_d$  に含まれるかを確認する。 $\langle M_s, M_d, ID \rangle \in RC_d$  である場合には、受信した  $Rreq$  を破棄する。 $\langle M_s, M_d, ID \rangle \notin RC_d$  である場合には、以下の処理を行なう。
  - 3.1)  $M_i$  から受信した  $Rreq$  の受信電力  $P_{rec}$  について  $P_{rec} \leq P_i$  であるならば、 $M_d$  はこの  $Rreq$  を破棄する。
  - 3.2)  $P_{rec} > P_i$  であるならば、 $RC_d \leftarrow RC_d \cup \langle M_s, M_d, ID \rangle$ 、 $UP_d(\langle M_s, M_d, ID \rangle) \leftarrow M_i$ 、 $P_j(\langle M_s, M_d, ID \rangle) \leftarrow P_{rec}$  とし、 $M_d$  は経路探索応答メッセージ  $Rrep(M_s, M_d, ID, P_{rec})$  を  $M_i$  へユニキャスト送信する。
- 4) 移動コンピュータ  $M_i$  から  $Rrep(M_s, M_d, ID, P_{rec})$  を受信した移動コンピュータ  $M_j$  は、 $M_i$  を無線信号到達範囲内に含むために必要となる最小送信電力  $P_{tmin}$  を  $P_{rec}$  を用いて計算し、自身のルーティングテーブル  $RT_j$  に 3項組  $\langle M_d, M_i, P_{tmin} \rangle$  を加える。また、 $Rrep(M_s, M_d, ID, P_{rec})$  を  $UP_j(\langle M_s, M_d, ID \rangle)$  へユニキャスト送信する。ただし、 $P'_{rec} \leftarrow P_j(\langle M_s, M_d, ID \rangle)$  とする。
- 5) 移動コンピュータ  $M_i$  から  $Rrep(M_s, M_d, ID, P_{rec})$  を受信した送信元移動コンピュータ  $M_s$  は、 $M_i$  を無線信号到達範囲内に含むために必要となる最小送信電力  $P_{tmin}$  を  $P_{rec}$  を用いて計算し、自身のルーティングテーブル  $RT_s$  に 3項組  $\langle M_d, M_i, P_{tmin} \rangle$  を加える。□

このプロトコルによって検出された経路において、衝突と隠れ端末問題の発生を回避したデータ配送を行なうためには、RTS/CTS の交換に電力制御を含める必要がある。以下では、(3)式を活用することにより、RTS/CTS のメッセージフォーマットを変更することなく、この問題を解決できる配送プロトコルを示す。

#### [配送プロトコル]

- 1) 送信元移動コンピュータまたは中継移動コンピュータ  $M_i$  が  $M_d$  を送信先移動コンピュータとするデータ  $D$  を自身のアプリケーションまたは隣接する移動コンピュータから得たならば、ルーティングテーブル  $RT_i$  を参照し、 $M_d$  を送信先移動コンピュータとするエントリ  $\langle M_d, M_j, P_{tmin} \rangle$  が  $RT_i$  に含まれているかを確認する。
  - 1.1)  $\langle M_d, M_j, P_{tmin} \rangle \notin RT_i$  であるならば、データ  $D$  を破棄する。以降の処理は行なわない。
  - 1.2)  $\langle M_d, M_j, P_{tmin} \rangle \in RT_i$  であるならば、送信要求メッセージ  $RTS(M_i, M_j, NAV)$  を最大送信電力  $P_{tmax}$  で自身の無線信号到達範囲内にある

すべての移動コンピュータへブロードキャスト送信する。

- 2)  $RTS(M_i, M_j, NAV)$  を受信した移動コンピュータ  $M_k \neq M_j$  は、自身の無線信号到達範囲内に  $M_i$  を含むための最小送信電力  $P_{tmax}$  を  $RTS$  の受信電力を用いて計算する。 $M_k$  は、以降  $NAV$  の間は  $P_{tmax}$  以上の送信電力を用いない。
- 3)  $RTS(M_i, M_j, NAV)$  を受信した移動コンピュータ  $M_j$  は、自身が受信可能であるならば、送信応答メッセージ  $CTS(M_i, M_j, NAV)$  を最大送信電力  $P_{tmax}$  で自身の無線信号到達範囲内にあるすべての移動コンピュータへブロードキャスト送信する。
- 4)  $CTS(M_i, M_j, NAV)$  を受信した移動コンピュータ  $M_k \neq M_i$  は、自身の無線信号到達範囲内に  $M_j$  を含むための最小送信電力  $P_{tmax}$  を  $CTS$  の受信電力を用いて計算する。 $M_k$  は、以降  $NAV$  の間は  $P_{tmax}$  以上の送信電力を用いない。
- 5)  $CTS(M_i, M_j, NAV)$  を受信した移動コンピュータ  $M_i$  は、送信電力  $P_{tmin}$  を用いてデータ  $D$  を  $M_j$  へユニキャスト送信する。
- 6) データ  $D$  を受信した  $M_j$  は、受信確認  $ACK$  を  $M_i$  に送信する。□

#### 4 評価

提案プロトコルは、経路上の各移動コンピュータの無線信号送信電力が送信元移動コンピュータから順に1ホップごとに小さくなるようにすることによって、経路上で隣接しない移動コンピュータが同時にデータパケットを転送することを可能としている。これによって、エンド-エンド帯域幅の上限値を  $B_L/3$  から  $B_L/2$  に拡大している。本章では、シミュレーション実験により、3章で提案した経路探索プロトコルの適用によって得られるエンド-エンド帯域幅の拡大を従来のルーティングプロトコルを用いて検出された経路に沿って電力制御を行なわずに配送した場合と比較評価する。シミュレータには、ns-2 [6] を用いた。各移動コンピュータ間の通信は、3章で提案した RTS/CTS 制御と送信電力制御の機能を導入した IEEE802.11b を用いて行なわれる。また、RTS/CTS 制御のための制御メッセージと DATA/ACK メッセージとの衝突によるエンド-エンド帯域幅の低下を避けるために、RTS/CTS 制御メッセージと DATA/ACK メッセージとは異なるチャンネルを用いて交換する [5]。

まず、単一経路を用いた無線マルチホップ配送によるエンド-エンド帯域幅について評価する。ここでは、移動コンピュータの無線信号到達距離を最大  $100m$  とし、移動コンピュータの位置は、次ホップ移動コンピュータとの距離が前ホップ移動コンピュータとの距離よりも少なくとも  $1m$  小さくなるという条件のもとにランダムに決定した(図7)。経路のホップ数を変化させた場合のエンド-エンド帯域幅の変化を、各 100 通りの配置の平均値

として求めたものを図8に示す。実線(提案手法)と破線(従来手法)のいずれにおいても、ホップ数を4まで増加させる部分では急激にエンド-エンド帯域幅が低下するが、5ホップ以上についてはホップ数の増加に対するエンド-エンド帯域幅の減少率は非常に小さな値で安定することが分かる。このときのエンド-エンド帯域幅の平均値は、提案手法で  $1.30Mbps$ 、従来手法で  $0.884Mbps$  であり、46.7% 拡大している。この結果から、提案プロトコルはエンド-エンド帯域幅の上限値を拡大するとともに、CSMA/CA のランダム待ち時間などの確率的な変動を含む実環境で得られるエンド-エンド帯域幅も拡大していることが確認された。

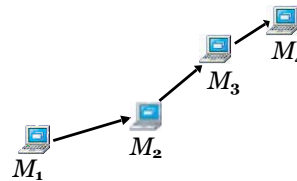


図7: 測定に使用する経路

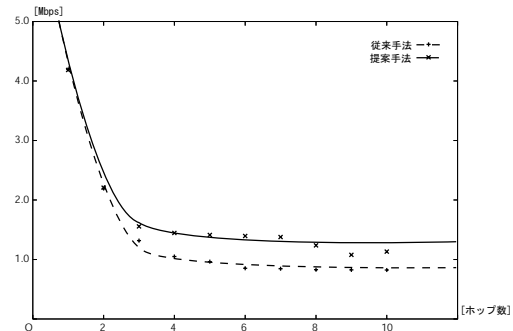


図8: エンド-エンド帯域幅(単一経路)

次に、複数の無線マルチホップ配送経路が互いに近接している場合における提案手法の適用によるエンド-エンド帯域幅の拡大効果を実験評価する。2つの近接する無線マルチホップ配送経路間の位置関係としては、論文 [7] に示されているように様々なものが考えられるため、本論文では1対の無線リンクが互いに交わる場合および複数対の無線リンクが並行する場合について測定実験を行なう。

まず、1対の無線リンクが互いに交わる場合について述べる。各無線マルチホップ配送経路は、前の実験と同様の条件のもとでホップ毎に順次短縮される無線リンクを用いるものとする。また、2つの無線マルチホップ配送経路のエンド-エンドのホップ数は等しいとし、それぞれの何ホップ目の無線リンクで交差するかはランダムに決定する(図9)。以上の条件のもとで経路のホップ数を変化させた場合のエンド-エンド帯域幅の変化を、各 100 通りの配置の平均値として求めたものを図10に示

す。単一の無線マルチホップ配送経路における測定結果と同様に、実線（提案手法）と破線（従来手法）のいずれにおいても、ホップ数を4まで増加させる部分では急激にエンド-エンド帯域幅が低下するが、5ホップ以上についてはホップ数の増加に対するエンド-エンド帯域幅の減少率は非常に小さな値で安定することが分かる。このとき、エンド-エンド帯域幅は、近接する無線リンクにおける競合によって低下した結果、平均値は提案方法で0.696Mbps、従来手法で0.514Mbpsとなっている。これは、単一无線マルチホップ配送経路における測定値と比較してそれぞれ46.4%、41.9%の低下となっているが、依然として提案手法が従来手法に対して35.4%の帯域幅拡大を実現していることを示している。

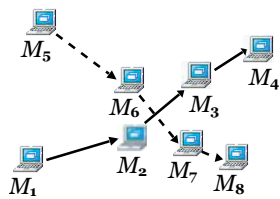


図 9: 測定に使用する交差する経路

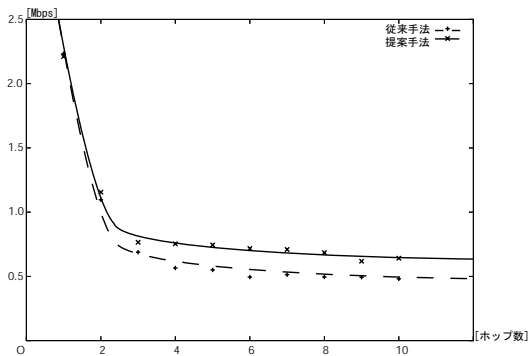


図 10: エンド-エンド帯域幅 (交差経路)

次に、複数対の無線リンクが並行する場合について述べる。前述の実験と同様に、各無線マルチホップ配送経路はホップ毎に順次短縮される無線リンクからなる。並行する2つの経路が同一方向である場合 (図 11) と反対方向である場合 (図 12) について別々に測定する。ここでも、2つの無線マルチホップ配送経路のエンド-エンドのホップ数は等しいとし、並行する無線リンク対はランダムに決定する。以上の条件のもとで経路のホップ数を変化させた場合のエンド-エンド帯域幅の変化を各100通りの配置の平均値として求めたものを図 13 に示す。単一の無線マルチホップ配送経路における測定結果および交差する無線マルチホップ配送経路における測定結果と同様に、提案手法と従来手法のいずれにおいても、ホップ数を4まで増加させる部分では急激にエンド-エンド帯域幅が低下するが、5ホップ以上についてはホップ

ブ数の増加に対するエンド-エンド帯域幅の減少率は非常に小さな値で安定することが分かる。このとき、エンド-エンド帯域幅は、近接する無線リンクにおける競合によって低下した結果、平均値は経路が同一方向の場合、提案手法で0.881Mbps、従来手法で0.729Mbpsとなり、経路が反対方向の場合、提案手法で0.883Mbps、従来手法で0.716Mbpsとなっている。これは、単一无線マルチホップ配送経路における測定値と比較すると、同一方向経路の場合の提案手法では32.2%、従来手法では17.5%、反対方向経路の場合の提案手法では32.1%、従来手法では19.0%の低下となっているが、依然として提案手法が従来手法に対して経路が同一方向の場合に20.9%、経路が反対方向の場合に23.3%の帯域幅拡大を実現していることを示している。

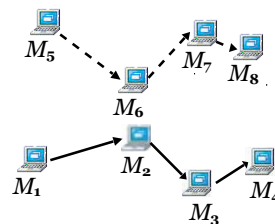


図 11: 測定に使用する並行する経路 (同一方向)

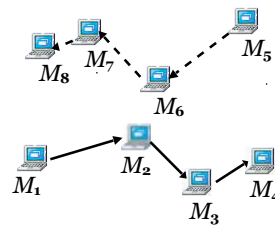


図 12: 測定に使用する並行する経路 (反対方向)

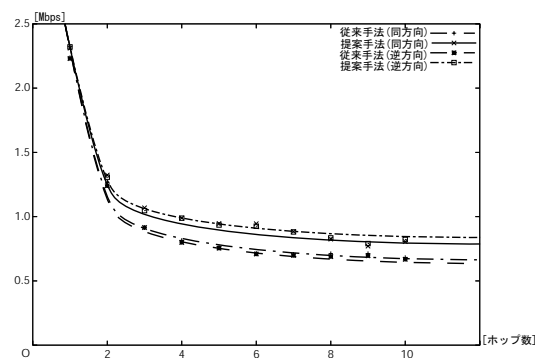


図 13: エンド-エンド帯域幅 (並行経路)

最後に、様々な位置関係が混在する複数の無線マルチホップ配送経路が存在する場合におけるエンド-エンド帯域幅の測定実験について述べる。各無線マルチホップ配送経路にはホップ毎に順次短縮される無線リンクを用

いる(図14)。シミュレーション領域は  $500m \times 500m$  の正方形領域とし、300台の移動コンピュータを一様分布乱数を用いて配置する。以上の条件のもとで経路数を変化させた場合のエンド-エンド帯域幅の変化を各100通りの配置の平均値として求めたものを図15に示す。実線(提案手法)と破線(従来手法)のいずれにおいても、経路数が増加するほどエンド-エンド帯域幅は低下しているが、エンド-エンド帯域幅の平均値は、破線(従来手法)の場合に  $0.484Mbps$  であるのに対し、実線(提案手法)の場合は  $0.935Mbps$  であり、従来手法に比べて93.1%帯域幅の拡大を実現している。また、従来手法において、最大エンド-エンド帯域幅が  $B_L/3$  に制限されるのは、3ホップ以上の経路であるため、提案手法が有効であるのは、3ホップ以上の経路の場合である。また、単一の無線マルチホップ配送経路における測定結果、交差する無線マルチホップ配送経路における測定結果、および、並行する無線マルチホップ配送経路における測定結果より、2ホップ以下の経路では、3ホップ以下の経路に比べて高いエンド-エンド帯域幅を示すことが分かる。そこで、提案手法が有効である3ホップ以上の経路のみのエンド-エンド帯域幅の平均値を図16に示す。実線(提案手法)と破線(従来手法)のいずれにおいても、経路数が増加するほどエンド-エンド帯域幅は低下しているが、エンド-エンド帯域幅の平均値は、破線(従来手法)の場合に  $0.207Mbps$  であるのに対し、実線(提案手法)の場合は  $0.627Mbps$  であり、従来手法に比べて203%帯域幅の拡大を実現している。

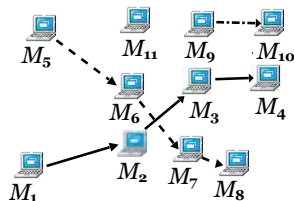


図14: 測定に使用する複数の経路

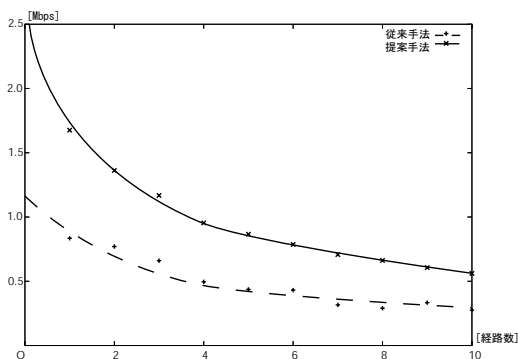


図15: エンド-エンド帯域幅(複数経路)

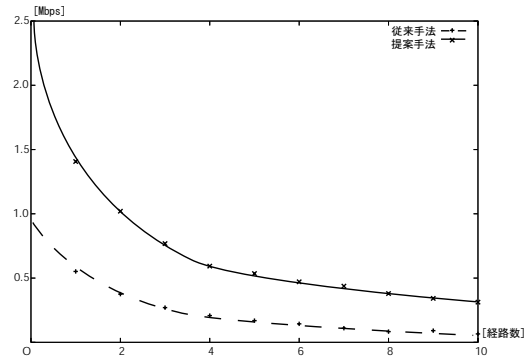


図16: 3ホップ以上の経路のエンド-エンド帯域幅(複数経路)

## 5 まとめと今後の課題

本論文では、無線マルチホップ配送におけるエンド-エンド最大帯域幅が無線リンク帯域幅の  $1/2$  であること、送信電力制御を行わない場合のエンド-エンド最大帯域幅が無線リンク帯域幅の  $1/3$  であることを示し、送信電力をホップごとに減少させることでエンド-エンド帯域幅を拡大する手法を提案し、AODVをベースとするプロトコルを設計した。また、シミュレーション実験により、提案プロトコルによってエンド-エンド帯域幅を拡大できることを示した。特に、複数経路が多様な位置関係で混在するより現実のアドホックネットワークに近いシミュレーション実験では、約200%のエンド-エンド帯域幅拡大を実現した。今後は、移動コンピュータ密度の異なる環境における測定実験を行ない、提案手法の有効性についてさらに検討する。

## 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] Perkins, C.E., "Ad Hoc Networking," Addison-wesley (2000).
- [4] Perkins, C.E. and Royer, E.M., "Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing," RFC 3561 (2003).
- [5] Tseng, Y. C., Wu, S. L., Lin, C. Y. and Sheu, J. P., "A Multi-Channel MAC Protocol with Power Control for Multi-Hop Mobile Ad Hoc Networks," Proceedings of the International Workshop on Wireless Networks and Mobile Computing, pp. 419-424 (2001).
- [6] "The Network Simulator - ns-2." [http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php/User\\_Information](http://nsnam.isi.edu/nsnam/index.php/User_Information).
- [7] 榎本, "無線アドホックネットワークへのシェーパの適用," 信学技報, Vol. 106, No. 167, pp. 53-56 (2006).
- [8] 重野, 荒井, 大西, 横山, 松下, "隠れ端末問題を考慮した新MAC二方式の評価," 情報研報, Vol. 1992, No. 56, pp. 47-54 (1992).