2006－MBL－38（3）
2006／9／15

順次短縮リンクによる広帯域無線マルチホップ配送

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科
沼田 祐哉　桧垣 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と単一マルチホップ配送経路と互いに交差する 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% 高いスループットが得られることを確認した。

High Throughput Wireless Multihop Communication by Hop-by-Hop Shortening Links

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 avidance 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, the proposed protocol provides about 30－50% higher end-to-end throughput than a convertional no power control protocol.

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 $M_1, \ldots, M_{l-1}$ 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 $R = ||M_0(= M_s), M_1, \ldots, M_{l-1}, M_l(= M_d)\rangle\rangle$ 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。□

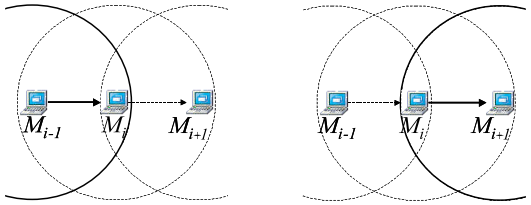


図 1: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (1)

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 $Rreq$ のフラッ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。

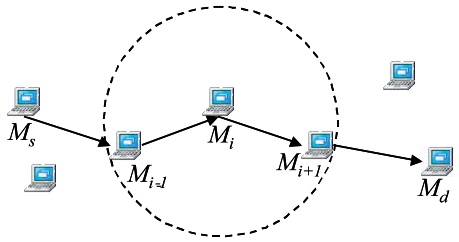


図 2: アドホックルーティングプロトコルの検出経路

[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 $R = ||M_0(= M_s), M_1, \ldots, M_l(= M_d))\rangle\rangle$ 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。

[証明]　M_{i+1} は M_i の R 上の次ホップ移動コンピュータであることから、M_{i+1} は M_i がブロードキャストした $Rreq$ を受信している。したがって、M_{i+1} は、M_i の無線信号到達範囲に含まれる。一方、$i \leq \forall k < l$ について、$M_k \in R$ であることから、M_{k+1} が最初に受信した $Rreq$ を送信した移動コンピュータは M_k である。したがって、M_k が最初の $Rreq$ を受信した時刻を t_k、各 $M_i \in R$ におけるルーティングプロトコル処理時間と隣接移動コンピュータ間の各無線リンクにおける伝達遅延時間の和を $\overline{d} > 0$ とすると、$t_{k+1} > t_k + \overline{d}$ を満足することから、$M_j \in R(i+1 < j \leq l)$ について、$t_j > t_i + (j-i)\overline{d}$ が成り立つ。ここで、M_j が M_i の無線信号到達範囲に含まれると仮定すると、M_j は M_i がブロードキャストした $Rreq$ を $t'_j = t_i + \overline{d}$ に受信する。$j > i+1$ より、$t_j > t_i + (j-i)\overline{d} > t_i + \overline{d} = t'_j$ となり、M_j は M_i がブロードキャストした $Rreq$ を M_{j-1} がブロードキャストした $Rreq$ よりも先に受信する。これは、$M_k \in R(i < k < j)$ に矛盾する。したがって、M_j は M_i の無線信号到達範囲に含まれない。□

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 $R = ||M_0(= M_s), M_1, \ldots, M_l(= M_d))\rangle\rangle$ 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。

[証明]　移動コンピュータ $M_p,\ M_q$ の無線信号到達距離をそれぞれ r_p, r_q とする。M_q が M_p の無線信号到達範囲に含まれるならば $|M_pM_q| \leq r_p$ である。ここで、M_p が M_q の無線信号到達範囲に含まれないとすると、$|M_qM_p| > r_q$ となり $r_q < r_p$ である。これは、各移動コンピュータの無線信号到達距離が等しい $(r_p = r_q)$ ことと矛盾する。以上により、M_p も M_q の無線信号到達範囲に含まれる。これと性質 2 より性質 3 が成り立つ。□

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 $|M_{i-1}, M_i\rangle$、$|M_i, M_{i+1}\rangle$、$|M_{i+1}, M_{i+2}\rangle$ 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 $|M_{i-1}, M_i\rangle$ と $|M_{i+1}, M_{i+2}\rangle$ 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+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)。□

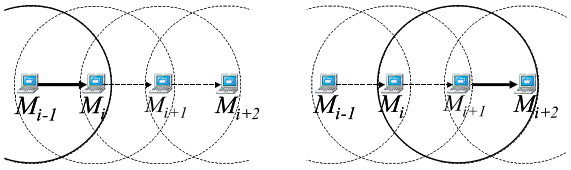


図 3: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (2)

[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)。

[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

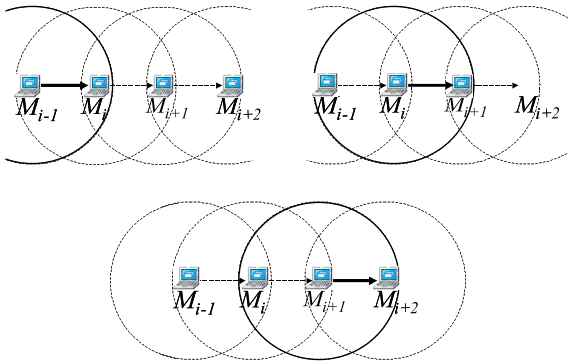


図 4: 無線マルチホップ配送における転送の制約 (3)

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 $|M_i, M_{i+1}\rangle (0 \leq i < l)$ 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。$|M_{\bar{i}}, M_{\bar{i}+1}\rangle$、$|M_{\bar{i}+1}, M_{\bar{i}+2}\rangle$、$|M_{\bar{i}+2}, M_{\bar{i}+3}\rangle$ 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 $T_{\bar{i}} = B \cdot T/B_{\bar{i}} > T \cdot B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$、$T_{\bar{i}+1} = B \cdot T/B_{\bar{i}+1} > T \cdot B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$、$T_{\bar{i}+2} = B \cdot T/B_{\bar{i}+2} > T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}})$ 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、$T_{\bar{i}} + T_{\bar{i}+1} + T_{\bar{i}+2} > T \cdot B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) + T \cdot B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) + T \cdot B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1}/(B_{\bar{i}} \cdot B_{\bar{i}+1} + B_{\bar{i}+1} \cdot B_{\bar{i}+2} + B_{\bar{i}+2} \cdot B_{\bar{i}}) = T$ 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。

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

ただし、λ 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。

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

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。

$$P_{tmin} = P_{tmax} \cdot \frac{P_{rmin}}{P_{rec}} \tag{3}$$

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)。□

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

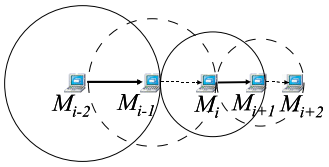


図 5: 送信電力制御による無線マルチホップ配送の広帯域化

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、$0 \leq \exists i < l-1$ 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 τ、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なわず、逆に小さい場合にのみブロードキャストを行なう。(図 6)

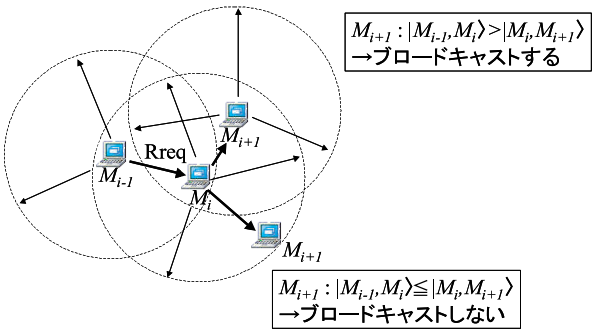


図 6: 経路探索プロトコル

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ネルを用いて交換する [5]。

まず、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。

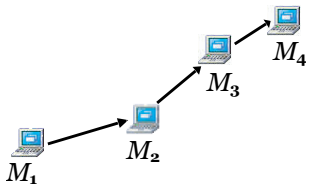


図 7: 測定に使用する経路

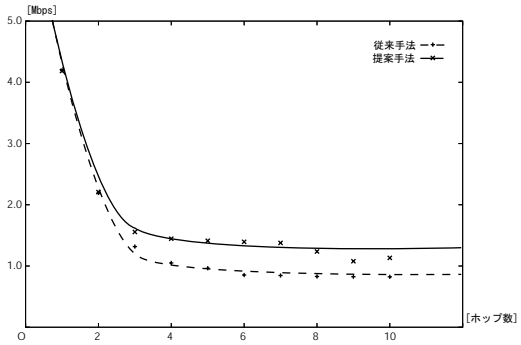


図 8: エンド–エンド 帯域幅 (単一経路)

次に、複数の無縁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が、本論文では 1 対の無線リンクが互いに交わる場合について測定実験を行なう。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 (図 9)。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。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、単一無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。各ホップ数についてのエンド–エンド 帯域幅の拡大率を単一の無線マルチホップ配送経路における測定結果と 1 対の無線リンクが互いに交わる無線マルチホップ配送経路における測定結果それぞれについてまとめたものを図 11 に示す。

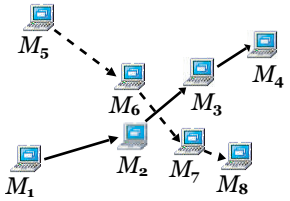


図 9: 測定に使用する交差する経路

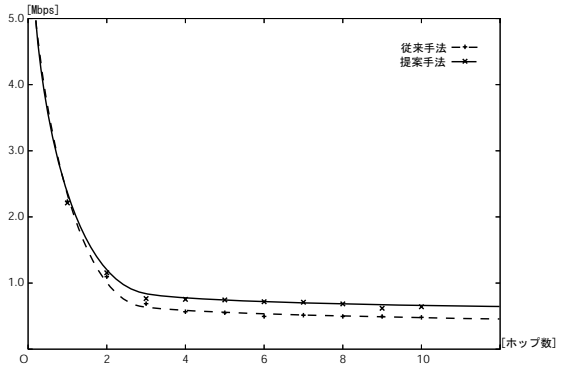


図 10: エンド–エンド 帯域幅 (交差経路)

このように、提案プロトコルは、経路探索に対してより厳しい条件を課していることから、経路検出の成功

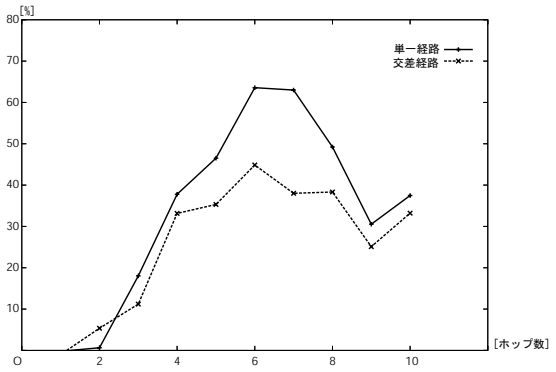


図 11: エンド–エンド帯域幅の拡大率

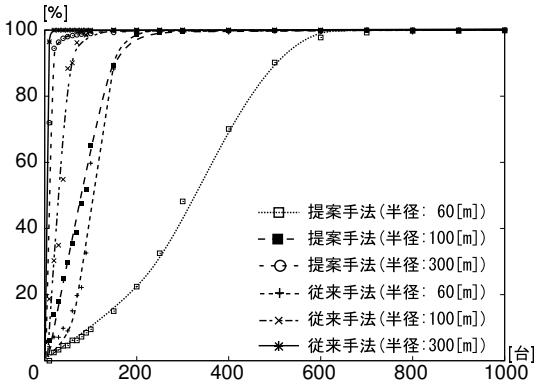


図 12: 経路検出成功率

率が低下する、すなわち、接続性が低下することが考えられる。ここでは、すべての移動コンピュータが最大送信電力 P_{tmax} で無線信号を送信する場合と提案プロトコルを用いる場合とで接続性がどの程度低下するかをシミュレーションによって評価する。シミュレーション領域は $500m \times 500m$ の正方形領域とし、移動コンピュータの配置は一様分布にしたがう乱数によって決定する。送信元移動コンピュータと送信先移動コンピュータのすべての組み合わせ (送信元と送信先は異なるとする) 数に対する経路が検出できる組み合わせ数の比によって接続性を評価する。最大無線信号到達範囲と移動コンピュータ数を変化させ、それぞれ 100 回ずつシミュレーション実験を行なった結果を図 12 に示す。いずれの場合も提案手法は従来手法に対して経路検出成功率が低下しているが、最大無線信号到達範囲が $60m$、$100m$、$300m$ に対して移動コンピュータ数がそれぞれ 800 台、300 台、100 台を超えると成功率はほぼ等しくなる。これを移動コンピュータ密度で表現すると、それぞれ 0.32 台/$100m^2$、0.12 台/$100m^2$、0.04 台/$100m^2$ となる。これは、想定されるネットワーク環境に対して十分低い移動コンピュータ密度であることから、従来手法に対する提案手法の経路検出成功率の低下がネットワークアプリケーションの実行に与える影響は十分に小さいと考えることができる。

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、送信電力制御を行な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–エンド帯域幅を約 $30-50\%$ 拡大できることとネットワークの接続性が約 5% の低下でおさえられることを示した。今後は様々な位置関係を持つ近接する 2 つの無線マルチホップ配送経路に対してエンド–エンドスループット拡大効果をシミュレーション実験によって測定する。

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.

[7] **榎本**, "**無線アドホックネットワークへのシェーパーの適用**," **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).