

マルチルート 利用によるアドホックマルチメディア通信

東京電機大学 理工学部 情報システム工学科

森田 一樹 桧垣 博章

E-mail: {kazuki, hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

基地局を含まない移動コンピュータのみからなるアドホックネットワークにおいて、マルチメディアデータを配送するための帯域幅予約を行なうためには、有線 TCP/IP ネットワークで用いられている RSVP を適用することは困難である。これは、無線通信リンクの帯域幅がアプリケーションの要求する帯域幅に満たないために、単一経路ではなく、複数経路によって通信路を実現する必要があるためである。本論文では、これを実現するにあたり、あらかじめ候補経路を検出し、これに含まれる移動コンピュータ、通信リンクのみを用いることによって、経路検出と帯域幅予約に要する計算量とメッセージ数を削減する RSVMRD プロトコルを提案する。

RSVMRD:Reservation with Multiple-Route Detection Protocol for Multimedia Communication in Ad-hoc Networks

Kazuki Morita and Hiroaki Higaki

Department of Computers and Systems Engineering

Tokyo Denki University

E-mail: {kazuki, hig}@higlab.k.dendai.ac.jp

In an ad-hoc network composed of multiple mobile computers without a base-station; it is not reasonable to apply RSVP protocol to reserve transmission bandwidth for multimedia communication. This is because RSVP only reserves bandwidth along a single route. In a wireless network, bandwidth of each communication link is not sufficient for multimedia communication. Thus, combination of multiple routes is required for achieving required bandwidth. In this paper, we propose RSVMRD protocol where only candidate routes detected by MRAODV protocol are considered in calculation of maximum bandwidth obtained by multiple routes in order to reduce computation and communication overhead.

1 背景と目的

近年、ノート型 PC や PDA といったモバイルコンピュータの普及が進み、無線 LAN プロトコルによるモバイルネットワークが広く利用されている。モバイルネットワークは、固定ネットワークとのゲートウェイである基地局の存在の有無により、インフラストラクチャネットワークとアドホックネットワークに分類される。基地局が存在せず、移動コンピュータのみで構成されているアドホックネットワークは、会議場や展示会場などでユーザが携帯する PC からなるネットワークやセンサネットワークのようなユーザ要求やシステム環境の変化に応じて柔軟に構成変更できることが求められる応用や、災害現場における救助支援のためのネットワークや危険地域、宇宙空間、深海、人体内などで使用されるロボット群からなるネットワークのような 基地局の設置が困難な環境における応用などへの適用に有効である。一方、コンピュータの処理能力の向上から、従来のテキストデータのみではなく、音声、静止画、動画などを処理するマルチメディアアプリケーションが開発されている。ネットワークを介してマルチメディアデータを配送する場合、そのデータ量が大きいこと、定められた伝達遅延や紛失率などの QoS を満たすデータ配送が要求されることなどから、あらかじめ通信帯域幅を予約する方法が採られている。本論文では、移動コンピュータ間の通信帯域幅が狭いアドホックネットワークにおける帯域予約手法を提案する。

2 従来手法

TCP/IP インターネットにおいては、各 IP は独立に配送される。したがって、送信元コンピュータ M_s から送信先コンピュータ M_d までの経路において、ある通信帯域幅を専有して使用することはできない。ところが、マルチメディアデータの配送をともなうアプリケーションにおいては、伝達遅延、ジッタ、パケット紛失率、スループットなどに対する要求 (QoS) が満たされることが求められている。そこで、通信を開始する (IP データグラム群の送信を開始する) 前に M_s から M_d までの経路を決定し、経路上にあるルータに対して帯域幅の予約をすることにより、QoS を保証した通信が可能となる。これを実現するプロトコルに RSVP (Resource Reservation Protocol) [3] がある。RSVP では、 M_d から M_s に向け

て帯域幅要求メッセージがユニキャスト配送され、要求メッセージを受信した M_s から M_d へ逆の経路を用いて帯域幅予約メッセージが配送される。このとき、各ルータ M_s から M_d への IP データグラム群配送のための帯域幅を予約する。この方式は、アプリケーションの要求する帯域幅に対して、ネットワークの各通信リンクが十分な帯域幅を持つ環境では有効に作用する。例えば、イーサネット LAN においては、100Mbps の帯域幅をもつ 100Base-TX が主流となっており、1000Mbps の帯域幅を持つ 1000Base-T もネットワークインタフェースカードとスイッチングハブの低価格化により普及段階をむかえている。ここで、圧縮動画データである MPEG2 の配送に要求される 6-20Mbps という帯域幅は大きなものではなく、RSVP による帯域幅予約が成功する可能性は高いといえる。また、一般家庭においても、ADSL や FTTH により 10Mbps から 100Mbps の帯域幅が提供されており、単一ユーザによる動画データのダウンロードであれば十分に可能である。例えば図 1 において (括弧で囲まれた値は、各通信リンクの予約されていない帯域幅を Mbps 単位で示す)、8Mbps のマルチメディアデータ配送要求に対して、経路 $\langle M_s, M_4, M_5, M_6, M_d \rangle$ 上の各ルータに対して、8Mbps の帯域幅を予約することができる。

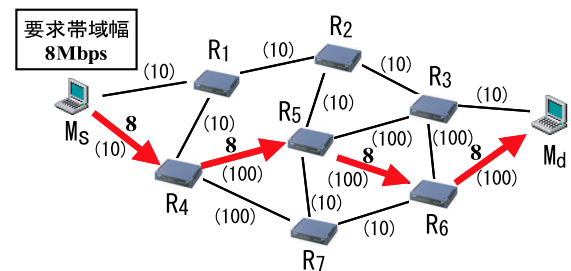


図 1: 単一経路による要求帯域幅の実現

一方、本論文で対象としているアドホックネットワークにおいては、ネットワークが移動コンピュータのみで構成され、これらのコンピュータ間の通信は無線信号の送受信によって実現される。無線 LAN プロトコルには、スペクトル拡散を用いる IEEE802.11 [1] や HIPERLAN [2] がある。ここで提供されるのは、1Mbps、2Mbps、5Mbps、11Mbps、54Mbps といった帯域幅であり、イーサネットのような有線ネットワークに比べて狭いものとなっている。さらに、現在のイーサネットは、スイッチングハブ

の導入と全二重化により、広い実効帯域幅を実現しているのに対し、CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)を基礎とする無線LANプロトコルでは、複数の移動コンピュータが同時に送信を試みる競合(コンテンション)による待ち時間や、複数の移動コンピュータが同時に送信する衝突(コリジョン)によるパケットの紛失の影響により、実効帯域幅はより低いものとなる。このため、RSVPを用いた帯域幅予約が成功する可能性は低くなり、有効に作用するとはいえない。例えば図2において、送信元移動コンピュータ M_s から送信先移動コンピュータ M_d までの8Mbpsのマルチメディアデータ配送が要求された場合、RSVPによる帯域幅予約では要求を満たすことができない。 M_s と M_d の間で予約できる最大の帯域幅は、経路 $\langle M_s, M_4, M_5, M_6, M_d \rangle$ による5Mbpsである。

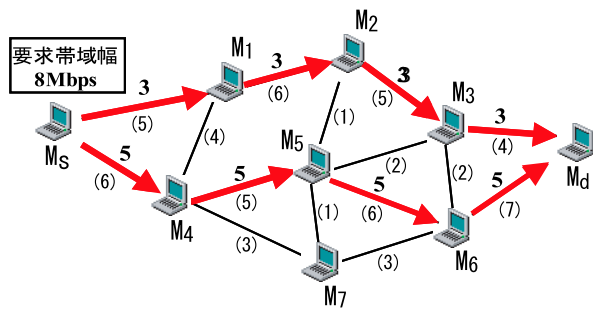


図 2: 複数経路による要求帯域幅の実現

この問題を解決するために、 M_s から M_d への通信路を複数の経路で構成する。図2において、経路 $\langle M_s, M_4, M_5, M_6, M_d \rangle$ 上の各移動コンピュータに5Mbpsの帯域幅を予約するとともに、経路 $\langle M_s, M_1, M_2, M_3, M_d \rangle$ 上の各移動コンピュータに3Mbpsの帯域幅を予約することにより、この2つの経路からなる8Mbpsの帯域幅が予約された M_s から M_d への通信路が実現できる。

要求帯域幅を満足する複数の経路からなる通信路を構成するためには、各通信リンクの予約されていない帯域幅の情報を1つの移動コンピュータ(例えば M_s)に集約する方法が考えられる。この情報を得ることができれば、ラベリング法などを用いて、要求帯域幅を予約することが可能であるか否かを判定し、可能である場合は帯域幅を予約すべき通信リンクとその予約帯域幅の2項組の集合を決定することができる。そこで、以下に示

すようなアドホックネットワーク全体(M_s からマルチホップ配送によってメッセージが到達可能なすべての移動コンピュータからなるネットワーク)の情報を M_s に集約する完全集中型のプロトコルが考えられる。

[完全集中型プロトコル]

- 1) M_s が帯域幅集約要求メッセージをフラッディングによりマルチホップ配送で到達可能なすべての移動コンピュータへ配送する。ここで、最初の帯域幅集約要求メッセージを移動コンピュータ M_{up} から受信した移動コンピュータ M_{down} は、 M_{up} を上流移動コンピュータとして登録する。 M_{down} は、 M_{up} の識別子を含む帯域幅集約要求メッセージをブロードキャストする。このメッセージを受信した M_{up} は、 M_{down} を下流移動コンピュータとして登録する。これにより、 M_s をルートとしたスパニングツリーが構成される。
- 2) スパニングツリーのリーフに位置する移動コンピュータすなわち下流移動コンピュータを持たない移動コンピュータは、自身に接続するすべての通信リンクとその予約されていない帯域幅の2項組の集合を含む帯域幅集約応答メッセージをユニキャストによって上流移動コンピュータへ送信する。
- 3) ツリーの枝上にある移動コンピュータ M_i は、 M_i のすべての下流移動コンピュータから帯域幅集約応答メッセージを受信したならば、これらすべてのメッセージに含まれる通信リンクの未予約帯域幅情報に加え、 M_i に接続するすべての通信リンクとその未予約帯域幅の2項組の集合を含む帯域幅集約応答メッセージを M_i の上流移動コンピュータにユニキャストによって送信する。
- 4) M_s は、すべての下流移動コンピュータから帯域幅集約応答メッセージを受信することにより、ネットワーク全体の通信リンクとその予約されていない帯域幅を得る。この集約した帯域幅情報に基づいて、 M_s が予約すべきリンクとその帯域幅を決定する。これを含む帯域幅予約メッセージを、決定した経路に沿ってユニキャスト配送するとともに、各移動コンピュータが帯域幅を予約する。ロ

ラベリング法は、移動コンピュータ数 N 、通信リンク L に対して $O(NL^2)$ の計算量を必要とする。また、 M_s

に帯域幅情報を集約し、帯域幅の予約を通知するまでの間、各移動コンピュータは、他の移動コンピュータからの帯域幅集約要求をブロックしなければならない。この計算量とブロック時間を低減する手法が必要である。

3 提案手法

前章で述べた問題を解決するために、アドホックネットワークを対象とした複数経路検出プロトコルである MRAODV(Multiple-Route Adhoc Ondemand Distance Vector) プロトコル [5] を用いて分散的に候補経路を作成し、それによって得られた候補経路に属する通信リンクの帯域幅情報のみを集約して経路決定する分散集中複合型プロトコルである RSVMRD(Reservation with Multiple-Route Detection) プロトコルを提案する。

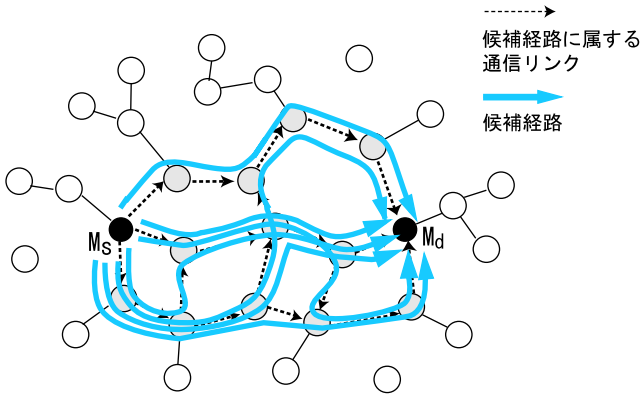


図 3: MRAODV による候補経路

移動コンピュータの集合 $\mathcal{M} = \{M_1, \dots, M_m\}$ からなるアドホックネットワークにおいて、送信元移動コンピュータ M_s から送信先移動コンピュータ M_d まで帯域幅 B_{req} の通信路 $\mathcal{R}$ を設定する。ただし、移動コンピュータ M_i と直接メッセージを交換できる移動コンピュータ M_j を隣接移動コンピュータとよぶ。ここで、すべての通信リンクは双方向であると仮定する。すなわち、 M_i から M_j への通信リンク $\langle M_i, M_j \rangle$ と M_j から M_i への通信リンク $\langle M_j, M_i \rangle$ が存在する。ここで、ひとつの経路 $r^{sd} = \langle \langle M_s = M_0^{sd}, \dots, M_r^{sd} = M_d \rangle \rangle$ からなる通信路を考えると、その帯域幅は $B(\mathcal{R}) = B(r^{sd}) = \min_{i=0, \dots, r-1} B_{rest}^{(M_i, M_{i+1})}$ となる。ただし、 $B_{rest}^{(M_i, M_{i+1})}$ は $\langle M_i, M_{i+1} \rangle$ の予約されていない帯域幅である。前章での議論により、 $B(\mathcal{R}) \geq B_{req}$ を満足することは容易ではない。そこで、複数の経路 $\{r_i^{sd}\} (i = 0, \dots, N -$

1) を順に通信路に加えると、その帯域幅は $B(\mathcal{R}) = \sum_{i=0}^{N-1} B(r_i^{sd}) = \sum_{i=0}^{N-1} \min_{j=0, \dots, r_{i+1}-1} B_{rest}^{(M_i, M_{i+1})}$ となり、 $B(\mathcal{R}) \geq B_{req}$ を満足できる可能性が高くなる。一方、ある経路 $r^{sd} = \langle \langle M_s = M_0^{sd}, \dots, M_r^{sd} = M_d \rangle \rangle$ に含まれる移動コンピュータ M_i を 2 回以上経由することはない。さらに、通信リンク $\langle M_i, M_{i+1} \rangle$ が r^{sd} に含まれるとき、通信リンク $\langle M_{i+1}, M_i \rangle$ が r^{sd} に含まれることもない。したがって、ある移動コンピュータ M_i が経路 r^{sd} に含まれるためには、以下の条件を満たすことが必要である。

[条件] M_s から M_i までの経路 r^{si} と M_i から M_d までの経路 r^{id} について、 r^{si} に含まれる任意の通信リンクと r^{id} に含まれる任意の通信リンクとが互いに同一移動コンピュータ対を接続する逆方向の通信リンクとはならない、という条件を満たす r^{si} 、 r^{id} の組が少なくとも 1 つ存在する。□

この条件を満たさない移動コンピュータおよびこれに接続する通信リンクをラベリング法の計算対象からあらかじめ削除しておくことにより、計算量、メッセージ数などの削減を行なうことができる。このような移動コンピュータは、MRAODV においては、接続されないサブリバースパス上に存在し、枝刈りプロトコルにより候補経路から除外される。この様子は図 3 に示される。以下では、MRAODV によって得られた候補経路上の移動コンピュータのみを用いて、必要な帯域幅の予約を行なう RSVMRD プロトコルの手順を示す。

[RSVMRD プロトコル]

MRAODV [5] を用いて M_s から M_d までの複数経路を探索することで設定されたフォワードリンクの集合を FL^{sd} 、バックワードリンクの集合を BL^{sd} とする。このとき、各移動コンピュータ M_i は、 M_i から上流隣接移動コンピュータ M_{up} へのバックワードリンクの集合 $\{\langle M_i, M_{up} \rangle\} = BL_i^{sd} \subset BL^{sd}$ と M_i から下流隣接移動コンピュータ M_{down} へのフォワードリンクの集合 $\{\langle M_i, M_{down} \rangle\} = FL_i^{sd} \subset FL^{sd}$ 、および各隣接移動コンピュータ M_j への通信リンク $\langle M_i, M_j \rangle$ の予約されていない帯域幅 $B_{rest}^{(M_i, M_j)}$ を保持している。

(送信先移動コンピュータ M_d)

- 1) M_d は、帯域幅情報集約メッセージ B_{agg} を $\langle M_d, M_{up} \rangle \in BL_d^{sd}$ を満たすすべての M_{up} へ送

信する。

(移動コンピュータ M_i)

- 1) M_i は、 $\langle M_i, M_{down} \rangle \in FL_i^{sd}$ を満たす M_{down} から B_{agg} を受信する。
- 2) すべての M_{down} から B_{agg} を受信したならば、受信したすべての B_{agg} に含まれている帯域幅情報を含み、重複を取り除き、さらに、すべての $\langle M_i, M_{down} \rangle \in FL_i^{sd}$ の帯域幅情報 $[\langle M_i, M_{down} \rangle, B_{rest}^{(M_i, M_{down})}]$ を追加した新しい帯域幅情報を作成する。 $\langle M_i, M_{up} \rangle \in BL_i^{sd}$ を満足するすべての M_{up} へこの帯域幅情報を含む B_{agg} を送信する。

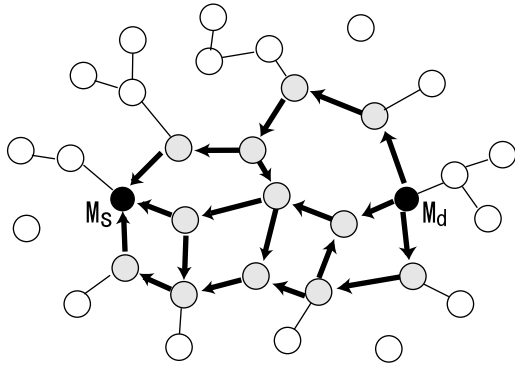


図 4: B_{agg} の配送 (帯域幅情報の集約)

(送信元移動コンピュータ M_s)

- 1) M_s は、 $\langle M_s, M_{down} \rangle \in FL_s^{sd}$ を満たす M_{down} から B_{agg} を受信する。
- 2) すべての M_{down} から B_{agg} を受信したならば、これらに含まれる帯域幅情報を用いて、ラベリング法により M_s - M_d 間の最大帯域幅 B_{max} を計算する。
- 3) $B_{max} < B_{req}$ であるならば、MRAODV で検出された複数の経路の組み合わせによって通信路を構築しても、要求する帯域幅を得ることができない。一方、 $B_{max} \geq B_{req}$ であるならば、ラベリング法の残余グラフにより、帯域幅を予約すべきリンク $\langle M_i, M_j \rangle$ とその帯域幅 $B_{rsv}^{(M_i, M_j)}$ を決定する。集合 $Rsv \leftarrow \cup_{i,j} [\langle M_i, M_j \rangle, B_{rsv}^{(M_i, M_j)}]$ を格納した予約メッセージ B_{rsv} を $[\langle M_s, M_{down} \rangle, B_{rsv}^{(M_s, M_{down})}] \in Rsv$ を満足する M_{down} へ送信する。

(移動コンピュータ M_i)

- 1) M_i は $\langle M_i, M_{up} \rangle \in BL_i^{sd}$ を満たす M_{up} から B_{rsv}

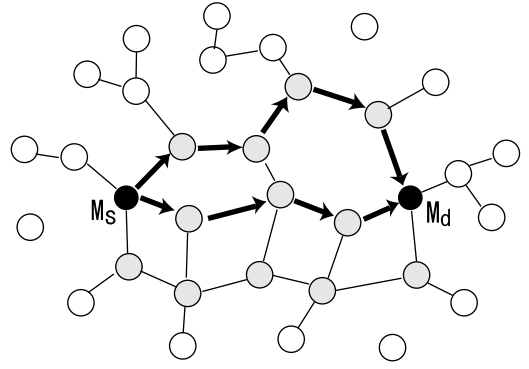


図 5: B_{rsv} の配送 (帯域幅の予約)

を受信する。既に $M'_{up} \neq M_{up}$, $M'_{up} \in BL_i^{sd}$ から B_{rsv} を受信済みであるならば、以降の処理は行わない。

- 2) $[\langle M_i, M_{down} \rangle, B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}] \in Rsv$ を満たす $\langle M_i, M_{down} \rangle$ の帯域幅 $B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}$ を予約する。以降、 M_s を送信元、 M_d を送信先とするメッセージを受信したならば、帯域幅 $B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}$ 以下の範囲でこのメッセージを M_{down} に転送する。これによって、 $B_{rest}^{(M_i, M_{down})} \leftarrow B_{rest}^{(M_i, M_{down})} - B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}$ となる。 Rsv から $[\langle M_i, M_{down} \rangle, B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}]$ を削除する。
- 3) 更新された Rsv を含む B_{rsv} を、 $[\langle M_i, M_{down} \rangle, B_{rsv}^{(M_i, M_{down})}] \in Rsv$ を満足する M_{down} に送信する。

(送信先移動コンピュータ M_d)

- 1) M_d は、 $\langle M_d, M_{up} \rangle \in BL_d^{sd}$ を満たす M_{up} から B_{rsv} を受信する。□

4 評価

提案プロトコルの性能を帯域幅予約に要するメッセージ数、予約リンクと帯域幅を決定するための計算量、データ配送を開始するまでの時間について評価する。ここでは、完全集中型プロトコルとの比較を行なった。

比較結果を表 1 に示す。ここで、 M_s からマルチホップ配送によってメッセージが到達可能な移動コンピュータの数を N 、これらの移動コンピュータに接続された通信リンクの総数を $2L$ 、これらの移動コンピュータ間の最大距離 (ホップ数) を D とする。また、MRAODV によって検出された経路に含まれる移動コンピュータの

数を n 、これらの移動コンピュータに接続された通信リンクの総数を l 、これらの移動コンピュータ間の最大距離 (ホップ数) を d とする。さらに、最終的に帯域幅の予約を行なう移動コンピュータ数を n' 、それらを接続する通信リンクの総数を l' 、移動コンピュータ間の最大距離 (ホップ数) を d' とする。経路計算量は、ラベリング法を用いることから、RSVMRD で $\alpha nl^2 + \beta$ 、完全集中型で $4\alpha NL^2 + \beta$ となる。メッセージ数は、MRAODV に $2L + 2n$ 、 B_{agg} に l 、 B_{rsv} に l' を要することから、RSVMRD で $2L + 2n + l + l'$ となる。一方、完全集中型では、帯域幅集約要求メッセージのフラッディングに $2L$ 、帯域幅集約応答メッセージのユニキャストに N 、帯域幅予約に l' を要する。遅延については、MRAODV が $D + d$ 、 B_{agg} の配送に d 、 B_{rsv} の配送に d' を要するのに対し、完全集中型では、帯域幅の集約に $2D$ 、帯域幅の予約に d' を要する。

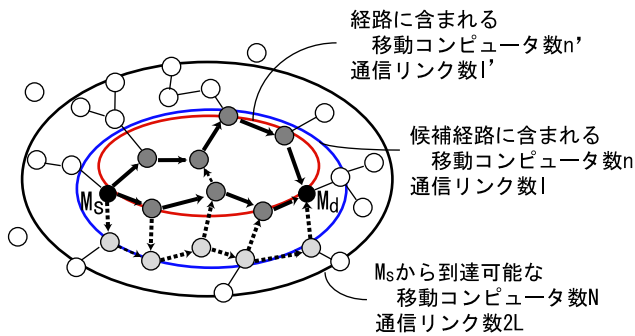


図 6: ノード数とリンク数の関係

3つの評価項目とも、ネットワークの構成によってその値は異なる。 $N \geq n$ 、 $L \geq l$ は必ず成立することから、経路計算量は提案手法の方が少なくなっている。メッセージ数、データ配送開始時間の遅延については、今後、定量的評価を行なう。

表 1: 性能評価結果

	RSVMRD	完全集中型
経路計算量	$\alpha nl^2 + \beta$	$4\alpha NL^2 + \beta$
メッセージ数	$2L + 2n + l + l'$	$2L + N + l'$
遅延	$D + 2d + d'$	$2D + d'$

5 まとめ

本論文では、複数の経路を用いて、アプリケーションが必要とする帯域幅を持つ通信路を構成する RSVMRD

プロトコルを提案した。今後は、本プロトコルの性能をシミュレーション等によって評価する。

参考文献

- [1] “Wireless LAN Medium Access control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications,” Standard IEEE 802.11 (1997).
- [2] “Radio Equipment and Systems(RES); HIPERLAN,” ETSI Functional Specifications (1995).
- [3] Braden, R., Zhang, L., Berson, S., Herzog S. and jamin S., “Resource ReSerVation Protocol(RSVP) – Version 1 Functional Specification,” IETF RFC 2205 (1997).
- [4] Perkins, C.E. and Royer, E.M., “Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing,” Proc. of IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, pp. 99–100 (1999).
- [5] 長谷部, 梅島, 桧垣, “複数経路を用いた安定な通信のための AODV アドホックルーティングプロトコルの拡張,” 信学技報 Vol.102, No.441, pp. 45–50 (2002).