

修 士 論 文

無線メッシュネットワークにおける
適応伝送レート制御を用いた経路制御に関する研究

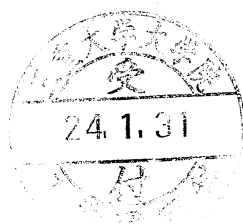
平成 23 年度修了

三重大学大学院工学研究科

博士前期課程 電気電子工学専攻

通信工学研究室

日 榮 祐 介



目次

第 1 章 序論	1
1.1 通信ネットワークの現状	1
1.2 無線メッシュネットワーク	2
1.3 無線メッシュネットワークにおける経路制御プロトコル	3
1.4 本論文の目的	4
1.5 本論文の構成	5
第 2 章 IEEE802.11 規格の基礎技術	6
2.1 IEEE802.11 規格の概要	6
2.2 IEEE802.11 規格の物理レイヤ技術	6
2.3 伝送レート制御	9
2.4 伝送レート制御の課題	10
第 3 章 無線メッシュネットワーク	11
3.1 無線メッシュネットワークの歴史と概要	11
3.1.1 開発の歴史	11
3.1.2 無線メッシュネットワークの概要	12
3.1.3 基本動作	14
3.2 経路制御プロトコル	16
3.2.1 経路制御プロトコルの必要性	16
3.2.2 無線メッシュネットワーク用の経路制御プロトコル分類	17
3.3 AODV プロトコル	20

3.3.1	概要	20
3.3.2	パケットフォーマット	21
3.3.3	シーケンス番号の管理	25
3.3.4	AODV の動作	25
3.3.5	経路構築動作例	30
第 4 章	推定伝送レートに基づいた経路制御の提案	31
4.1	はじめに	31
4.2	提案方式の概要	32
4.2.1	伝送レート推定	32
4.2.2	RREQ パケットフォーマット	32
4.2.3	中間ノードにおける経路制御	34
4.2.4	宛先ノードにおける経路制御	42
4.2.5	提案方式の動作例	46
4.3	数値例	51
4.3.1	シミュレーション環境	51
4.3.2	宛先ノードでの RREQ 受信待機時間	52
4.3.3	中間ノード RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード最 適 RREQ 選択制御	53
4.3.4	中間ノード最適 RREQ 選択制御+宛先ノード最適 RREQ 選択 制御	56
4.3.5	総合評価（静止環境下）	59
4.3.6	総合評価（移動環境下）	61
第 5 章	結論	63
5.1	本研究のまとめ	63
	参考文献	64

	iii
謝 辞	69
研究業績	70

目 次

2.1	IEEE802.11 のレイヤ構造	7
2.2	ARF の伝送レート推移	9
2.3	マルチホップ通信環境へ適用した場合の問題点	10
3.1	メッシュ型トポロジ	13
3.2	無線メッシュネットワークの機能	14
3.3	経路制御プロトコルの分類	17
3.4	AODV の RREQ パケットフォーマット	21
3.5	AODV の RREP パケットフォーマット	23
3.6	AODV の RRER パケットフォーマット	24
3.7	AODV の RREQ 送信フローチャート	26
3.8	AODV の RREP 送信フローチャート	27
3.9	AODV の経路構築動作例	30
4.1	提案方式の RREQ パケットフォーマット	33
4.2	伝送レート情報の更新動作例	34
4.3	中間ノードでの RREQ 受信時のフローチャート (RREQ パケット送信 タイミング制御)	36
4.4	RREQ パケット送信タイミング制御の動作例	37
4.5	中間ノードでの RREQ 受信時のフローチャート (最適 RREQ 選択制 御)	39
4.6	最適選択フロー (中間ノード)	40

4.7 中間ノードによる最適 RREQ 選択例	41
4.8 重複した経路の RREQ 受信例	42
4.9 宛先ノードでの RREQ 受信時のフローチャート（最適 RREQ 選択制御）	43
4.10 最適選択フロー（宛先ノード）	44
4.11 宛先ノードによる最適 RREQ 選択例	45
4.12 RREQ パケット送信タイミング制御の動作例	47
4.13 最適 RREQ 選択制御の動作例	50
4.14 宛先ノードにおける RREQ 受信待機時間 ($T_{wait,D}$) の設定	52
4.15 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御 + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]	54
4.16 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：制御なし + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]	54
4.17 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御 + 宛先ノード：制御なし]	54
4.18 エンド間スループット特性評価 [RREQ パケット送信タイミング制御 + 最適 RREQ 選択制御]	55
4.19 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：最適 RREQ 選択制御 + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]	57
4.20 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：制御なし + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]	57
4.21 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：最適 RREQ 選択制御 + 宛先ノード：制御なし]	57
4.22 エンド間スループット特性評価 [最適 RREQ 選択制御 + 最適 RREQ 選択制御]	58
4.23 エンド間スループット特性（静止環境下）	59
4.24 エンド間スループット特性（移動環境下）	61

表 目 次

4.1 伝送レート R 時の受信待機倍率	38
4.2 シミュレーション諸元	51

第1章

序論

1.1 通信ネットワークの現状

インターネット技術の急速な発展に伴い、幅広いジャンルでネットワーク技術を用いたサービスが提供されている。特に、無線通信技術の発展は目覚ましく、無線通信デバイスを搭載した携帯電話、タブレット端末、ラップトップパソコンなどが爆発的に利用されるようになり、場所や時間を選ばずネットワークに接続することでサービスを受けることが可能となってきた [1-3]。また、アプリケーションの高度化によるデータ通信量増加に伴い、高速通信が可能な無線 LAN 接続の需要が高まっている [4]。現在、高速無線通信の主力は無線 LAN の標準仕様である IEEE (The Institute of Electrical and Electronics Engineers) 802.11 規格であり、十分な通信環境を整えることができれば高速で快適な通信を行うことができる。そのため、自宅・オフィス等での利用だけに限らず、駅や飲食店等にも公衆無線 LAN アクセスポイントが整備されつつあり、無線 LAN が利用可能な場所が増えている。

現状の無線 LAN 接続形態では、端末（以下、ノード）が無線 LAN アクセスポイントを介して通信を行うインフラストラクチャモードが一般である。しかし、無線通信では通信可能範囲が限られているため、アクセスポイントが整備されていない場所では利用できないことが起こりえる。また、障害物がある場合の通信障害などが考えられる。そこで、このような状況を打破するために、ノード同士が直接通信を行うアドホックモードを利用した、無線マルチホップ通信と呼ばれる技術が注目されている [5-7]。この技術をアクセスポイント間で使用することによ

り、低コストで広い通信範囲を確保することを目的とした無線メッシュネットワークが現在提案されている。

1.2 無線メッシュネットワーク

無線メッシュネットワークとは、基地局などの集中制御装置を経由することなく、隣接するノード同士を無線で直接接続することにより構築されるネットワークである。また、送信パケットが複数のノードを順に経路することにより所望の宛先に送付されるような、マルチホップの無線ネットワーク構成となる。無線メッシュネットワークは、家庭内ネットワークやオフィス無線 LAN の簡易なエリア拡大などの屋内での利用に限らず、自然災害時などの迅速な通信網の確保手段や、使用電力情報を効率よく収集するスマートメーターでの利用など、様々な分野での応用が期待されている [8]。

各ノードを接続する為に用いられる無線方式としては、無線 LAN の国際標準規格である IEEE802.11 標準仕様に準拠した無線 LAN 技術が適用されている。この無線 LAN 技術は、広帯域の無線通信を実現する手段として幅広く市場に普及しており、QoS (Quality of Service) 技術や無線の高速化技術など、現在も技術革新を続けている。IEEE802.11 規格は利用無線帯域や変調方式によりいくつかの規格が標準化されている。

一般に、無線ネットワークでは無線伝送路の状態が時間や場所に依存して大きく変化する。このような変動の大きい無線伝送路を有効に利用するために、IEEE802.11b では、1, 2, 5.5, 11 [Mbps]、IEEE802.11a 及び IEEE802.11g では、6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54 [Mbps] の伝送レートが利用可能である。IEEE802.11 規格では、このような様々な伝送レートを選択することにより無線帯域を有効利用可能なシステムを実現している。複数の伝送レートの中から適切な伝送レートを選択する方法として、ARF (Auto Rate Fallback) [9]、AARF (Adaptive ARF) [10]、RBAR (Receiver Based Auto Rate) [11] などの伝送レート制御方式が提案されている。無線環境に適した伝送レートを選択することで、無線メッシュネットワークのスループット特性が改善可能であることが報告されている [12-16]。

伝送レート制御では無線環境に依存しているため、干渉による影響が少ないな

ど良い環境のリンクでは高伝送レートが利用可能であるため、無線帯域の有効活用に十分期待ができる。一方、干渉による影響が大きいリンクや通信距離が長いリンクでは低伝送レートを利用してしまう可能性が考えられる。特に、マルチホップ通信を行う場合では各ノード間で伝送レート制御を行うため、一箇所でも低品質リンクがある場合、そこがボトルネックリンクとなり経路全体の特性劣化にも影響しかねない。このことから、無線メッシュネットワークにおける適切な経路制御手法が必要とされる。

1.3 無線メッシュネットワークにおける経路制御プロトコル

インフラストラクチャモードではアクセスポイントを介して通信を行うため、ノードの情報を基地局で集中管理することが可能である。一方、アドホックモードを利用する無線メッシュネットワークでは、ノードを管理する基地局を持たず、各ノードが自律的に働くため、送信元ノードから宛先ノードまでの通信経路は固定されず、臨機応変に経路を確立する機能が必要となる。そこで、技術的課題として、そのような環境でいかに効率よく経路を構築できるかということが挙げられる。

マルチホップ通信用の経路探索手法として、プロアクティブ型、リアクティブ型、ハイブリッド型の経路制御プロトコルが提案されている。リアクティブ型では、データパケットの送信要求が発生した時点で経路構築を開始する。代表的なプロトコルに AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) [17], DSR (Dynamic Source Routing) [18] がある。プロアクティブ型では、データパケットの送信要求が起こる前に経路を構築しておく。代表的なプロトコルに OLSR (Optimized Link State Routing protocol) [19] や TBRPF (Topology Broadcast Based on Reverse-Path Forwarding) [20] がある。また、ハイブリッド型は、リアクティブ型とプロアクティブ型のプロトコルを組み合わせたものである。代表的なプロトコルに ZRP (Zone Routing Protocol) [21] がある。マルチホップ通信では、これらの経路制御手法を用いることで経路構築を可能としている。AODV や DSR のようなリアクティブ型の経路制御プロトコルでは、通信要求が発生した後に、送信元ノードから宛先ノードまでの経路構築を行うため、無線環境の変化が考えられる無線メッシュネットワークでは有効な経路

構築手段となる。

従来、伝送レート制御と経路制御は独立して検討されており、リンク品質を考慮しない最小ホップ数を経路選択指標として利用している経路制御手法を用いた場合、低品質リンクを含んだ経路が構築されてしまう可能性がある [22,23]。低品質リンクを含んだ経路上で伝送レート制御が行われた場合、低い伝送レートが選択されるため、エンド間のスループット特性劣化に繋がる。

これらの問題の解決手段として、伝送レート制御と経路制御を包括的に検討するクロスレイヤ設計を用いた経路制御手法が近年提案されている [24–27]。M. M. Rahman らの経路制御手法 [24] では、経路構築要求パケットの受信時に SNR (Signal to Noise Ratio) から推定伝送レートを算出することで、高品質リンクを利用する経路構築を行っている。HT-AODV [25] では、推定伝送レートに応じた重み付けを行い、中間ノード及び宛先ノードが複数の RREQ を受信することで、各ノードで現在の無線環境に最適な高品質リンクを選択する経路構築を実現している。しかしながら、これらの手法では高伝送レートを利用するリンク選択を各ノードが独立して行っており、経路上の他ノードとのリンク情報共有が十分にできていない。そのため、宛先ノードでは経路構築要求パケットが経由してきたリンクの情報が把握できないことから、エンド間で最も伝送レートの低くなるボトルネックリンクを考慮せずに経路選択をしてしまう問題がある。ボトルネックリンクの影響として、エンド間のスループット特性劣化につながると共に、低伝送レート通信に伴うチャネル占有が他通信への干渉となる可能性が考えられる。

1.4 本論文の目的

本論文では、経路上のボトルネックリンクのスループットに着目した経路制御プロトコルを提案する。提案方式では、各中間ノードが複数の RREQ を受信することで、より高い伝送レートが利用可能な経路を優先的に構築するとともに、宛先ノードも複数の RREQ を受信することで、多数の候補経路の中から最も高いスループットが予測される経路を採用する。Qualnet を利用したシミュレーションにより、提案方式が高いスループットを達成可能であることを示す。

1.5 本論文の構成

本論文の構成としては，第2章で無線メッシュネットワークの概要，及び，無線メッシュネットワークを構築する際の無線通信技術の概要について述べ，第3章ではマルチホップ通信における経路制御技術について述べる．第4章で，推定伝送レートに基づいた経路制御の提案と計算機シミュレーションによる検討結果を述べる．第5章で結論を述べる．

第2章

IEEE802.11 規格の基礎技術

本章では，無線メッシュネットワークを構築する際の無線通信技術の候補である IEEE802.11 について述べる．

2.1 IEEE802.11 規格の概要

無線 LAN の普及が急速に拡大しているが，これらの無線 LAN の大部分は，IEEE802 委員会のワーキンググループ (WG) 11 が制定した標準規格に準拠している．IEEE802.11 の標準化対象は図 2.1 に示した範囲であり，データリンク層の分散アクセス制御などのプロトコルに関する MAC (Medium Access Control) レイヤと，物理層のデータ伝送方式に関する PHY (Physical) レイヤ，および各層のマネジメント機能が規定されている．IEEE802.11WG は，最初の標準規格「IEEE802.11 [34]」を 1997 年に完成した．MAC レイヤには，Ethernet の自律分散制御方式を踏襲した CSMA/CA (Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 方式が用いられる．物理レイヤには，2.4GHz 帯を用いた直接拡散方式，2.4GHz 帯を用いた周波数ホッピング方式，赤外線通信方式の 3 種類が規定された．

2.2 IEEE802.11 規格の物理レイヤ技術

現在市場で流通している主な方式は 802.11b [35]，802.11a [36]，802.11g [37]，802.11n [38] である．これらの方式では，利用する変調方式が異なるため，利用可能な伝

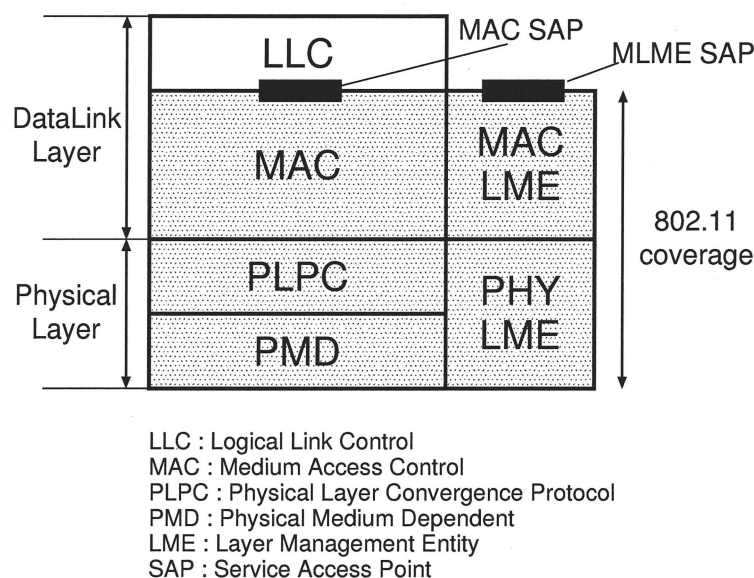


図 2.1 IEEE802.11 のレイヤ構造

送レートが異なる。

IEEE802.11 では、元来 3 種類の変調方式を利用可能であり、2.4GHz 帯に存在する ISM (Industry-Science-Medical) 帯を用いて DSSS (Direct Sequence Spread Spectrum) 及び FHSS (Frequency Hopping Spread Spectrum) を用いる方式と赤外線を用いる方式が標準化されている。ISM 帯は電子レンジで使われている事で有名であり、高出力機器も利用可能であるため、IEEE802.11 では、スペクトラム拡散技術を用いることにより、雑音の耐久性が高い通信を実現している。また、1Mbps と 2Mbps の伝送レートで通信を行うことが可能である。

IEEE802.11b は IEEE802.11 と同様に 2.4GHz 帯を用いて通信を行う。また、変調方式として、DSSS 及び CCK (Complementary Code Keying) を用いることで、最高 11Mbps の伝送レートで通信を行うことが可能である。IEEE802.11b は IEEE802.11 で利用される変調方式に対応しているため、IEEE802.11 との相互運用が可能である。

IEEE802.11a は 5GHz 帯に設けられた無線 LAN 専用の帯域を利用する方式であり、他機器からの干渉の影響を受けづらい規格である。一方、周波数の高い帯域を利用しているため、他の規格と比較して通信距離が短くなる。変調方式では

OFDM (Orthogonal Frequency Division Multiplexing) を用いることで、最高 54Mbps の伝送レートで通信を行うことが可能である。

IEEE802.11g は IEEE802.11b の上位規格として開発され、周波数は IEEE802.11b と同じ 2.4GHz 帯の ISM バンドを利用する。また、これまで弱いとされていたセキュリティ面でも改善がなされた。変調方式は IEEE802.11a と同様に OFDM を利用しており、そのため、最高 54Mbps の伝送レートが利用可能である。

また、更なる高速化を目指した IEEE802.11n 規格では MIMO (Multi Input Multi Output) 技術を用いることで、100Mbps 以上の伝送レートで通信を行うことができる。これは、SDM (Space Division Multiplexing) 伝送技術を採用しており、複数の信号系列を複数の送信アンテナから同時に送信し、複数の受信アンテナに受信させることが可能となることから、高速通信が可能となる。

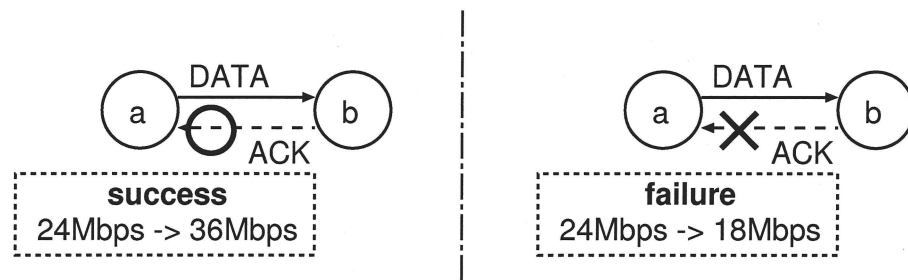


図 2.2 ARF の伝送レート推移

2.3 伝送レート制御

無線メッシュネットワーク環境下では、新たなノードがネットワークに参加する場合や、新たな通信要求が発生する場合などによる、無線環境の変化が考えられる。このような状態変化に応じて、複数の伝送レートの中から適切な伝送レートを選択する方法がいくつか提案されている。

ARF [9] は既存の IEEE802.11 で採用されている伝送レート選択方式である。動作例として、確認応答フレームである ACK (Acknowledgment) を連続して 2 回受信できない場合は、タイマーをセットし、伝送レートを下げる。ACK を連続して 10 回受信できた場合やタイマーが満了した場合は、伝送レートを上げ、タイマーをリセットするといった動作をする。図 2.2 に ARF の伝送レート推移動作例を示す。

一方、RBAR [11] では受信側で伝送レート制御を行う。RTS (Request To Send) /CTS (Clear To Send) 機構を修正することにより、RTS フレームが受信された際に、受信端末は RTS フレームの SNR (Signal to Noise Ratio) を推定し、次に送信されてくるデータフレームの伝送レートの選択を行う。選択した伝送レート情報を CTS フレームに含めることで、送信端末に選択した伝送レートの通知を行い決定された伝送レートで通信が行われる。

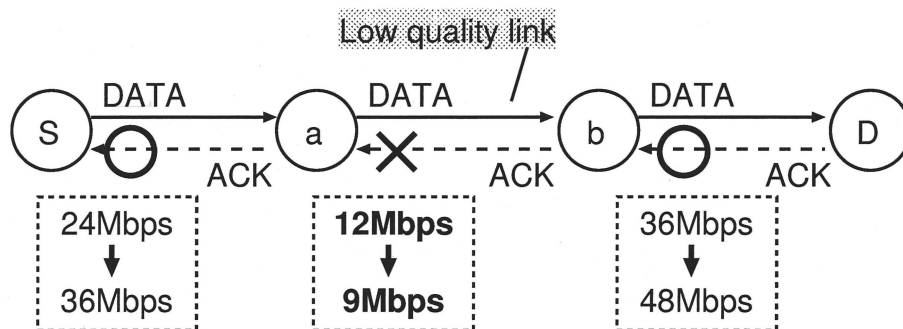


図 2.3 マルチホップ通信環境へ適用した場合の問題点

2.4 伝送レート制御の課題

これらの代表的な伝送レート制御方式は、その時点でのリンク環境に適した伝送レートに推移する特徴を持っている。干渉による影響が少ないなど良い環境のリンクでは高伝送レートに推移するため、無線帯域の有効活用に十分期待ができる。しかし、干渉による影響が大きいリンクや通信距離が長いリンクでは低伝送レートに推移してしまう可能性が考えられる。その結果、低伝送レート通信に伴うチャネル占有が他通信への干渉となる可能性があり、さらに低速通信によるスループット特性劣化にも繋がりがかねない。このことから、伝送レート制御はリンク環境に依存した制御方式と考えられる。特に、マルチホップ通信を行う場合では各ノード間で伝送レート制御を行うため、一箇所でも低品質リンクがある場合、そこがボトルネックリンクとなり経路全体の特性劣化にも影響しかねない。図 2.3 にマルチホップ通信環境下へ伝送レート制御を適用した場合での動作例を示す。

このようなことから、無線メッシュネットワークにおける適切な経路制御手法が必要とされる。リンク品質を考慮した経路制御を行うことにより、最適な伝送レートを利用することが可能となる。

第3章

無線メッシュネットワーク

本章では，無線メッシュネットワークの概要及び経路制御技術について説明する．

3.1 無線メッシュネットワークの歴史と概要

無線メッシュネットワークとはアクセスポイント間を無線通信で繋ぎ，いくつかのアクセスポイントから有線ネットワークへ接続することで外部との通信も可能となるように設計されたネットワーク形態である．このことから，無線メッシュネットワークはアドホックネットワークの一種と見ることもできる．

3.1.1 開発の歴史

アドホックネットワークとは無線基地局などの基盤設備に依存せず，無線通信機能を持つノードのみで構成される自律分散ネットワークのことを指す．アドホックネットワークの開発の歴史は比較的古く，インターネットとほぼ同時期（1970年代 [29-31]）に軍事研究を基にして開始された．1960年代の終わりから1970年代には，ALOHA プロジェクトにおいて中央コンピュータと分散するノードを結ぶ UHF 帯域を用いたパケット交換網の研究が進められ，1970年代に運用が開始された．ALOHA プロジェクトは，無線のブロードキャストという特性を利用し，データパケットを送受信するシングルホップシステムの可能性を示した．そして，多くの端末が共通の無線通信路にアクセスするランダムアクセスの原理が確立された．

1972年に、DARPA (Defense Advanced Research Projects Agency) はパケット無線網 PRNET (PacketRadio Network) の研究を開始した。当初、PRNET は中央制御局を前提とするプロトコルを用いていたが、その後、自律分散型のアーキテクチャへと変換した。ALOHA とは違い、PRNET は無線のブロードキャストを用い、無線の接続性が不十分な環境の中で十分な接続性を提供するためのマルチホップパケット交換経路制御技術を用いており、アドホックネットワークの起源となった。1980年の初期に PRNET の実現性は実証されたが、当時のパケット無線装置は大きな電力を必要とした。また、1980年代後半には、パケット無線網の商用利用やアマチュア無線によるパケット交換網の実現も検討されたが、当時の無線装置は大きく実用化には至らなかった。しかし、1990年代後半の無線端末の小型化、高機能化や様々な無線通信技術の開発から、軍事利用に留まらず日常生活や社会サービスとしての研究に注目が集まるようになった。2000年代に入り、携帯電話、PDA、ノート型パソコンの爆発的に普及による既存のインターネット通信にはない無線通信へのニーズの高まりから、アドホックネットワークを利用したネットワークサービスやインターネット接続サービスの提供にも注目が集まっている。近年では、アドホックネットワークを基盤とした、ノードをメッシュ状に配置するメッシュネットワーク技術が実用化され始めている。SMesh (Seamless Mesh) [32] はマルチホップ無線メッシュネットワークで 802.11 規格に基づいており、高速ハンドオーバー方式で移動クライアントであっても接続が途切れることなくネットワークを利用できることを実現している。SolarMESH [33] では、ノードの電源に太陽電池と再充電可能な電池を使うものであり、今後の応用に期待されている。

3.1.2 無線メッシュネットワークの概要

従来の無線 LAN は、クライアントとアクセスポイントの通信を無線化することで、LAN ケーブルを除くことを達成した。しかし、アクセスポイント自体は有線のバックボーンに LAN ケーブルで直接つながっているため配線コストは相変わらず高いままだった。これに対し、無線メッシュネットワークではアクセスポイント同士を無線でメッシュ状に結び、アクセスポイント間で自律的に無線バックボーンを構築する。このため、有線のネットワークと直接つながるアクセスポイントは

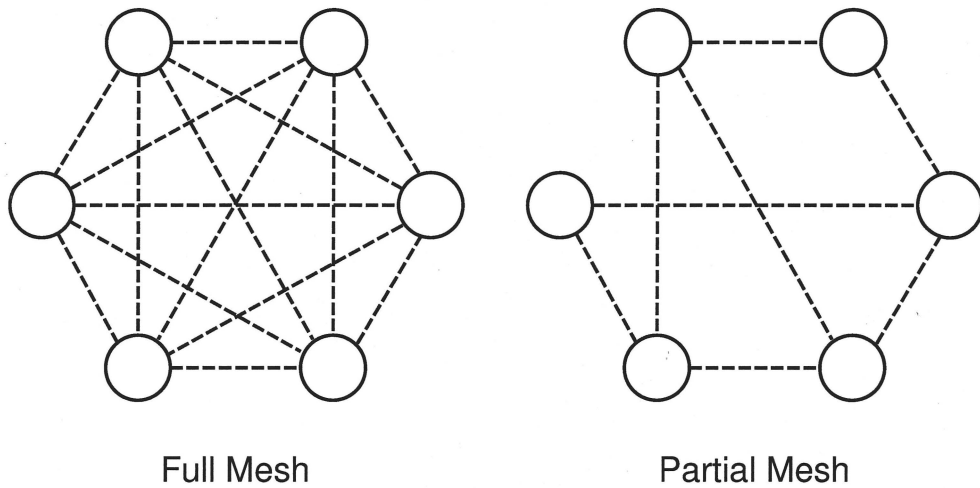


図 3.1 メッシュ型トポロジ

1 台だけとなり，配線コストをほとんど除くことが可能となる．

ネットワークトポロジ

ネットワークトポロジにより分類する手法は古くからあり，IEEE では LAN の標準化にあたりトポロジを，スター型，バス型，リング型に分類している．また，公衆電話網はツリー型をベースに，トラフィックが多いノード間を直結したハイブリッド型と呼ばれる形態になっている．メッシュ型は文字通りネットワークを構成する各ノードが網のように接続される形態である．メッシュ型ネットワークでは，ノードの増加とともにリンクの数が膨大になってしまうため，有線リンクよりも無線リンクとの親和性が高いトポロジと言える．無線メッシュネットワークのトポロジは図 3.1 に示すような，各ノードが他の全てのノードと接続されるフルメッシュ型と一部ノードのみで接続されるパースシャルメッシュ型に分類することができる．一般に，無線メッシュネットワークではパースシャルメッシュ型で構成されることが多く，本論文でもパースシャルメッシュ型で構成されるものとして説明を行う．

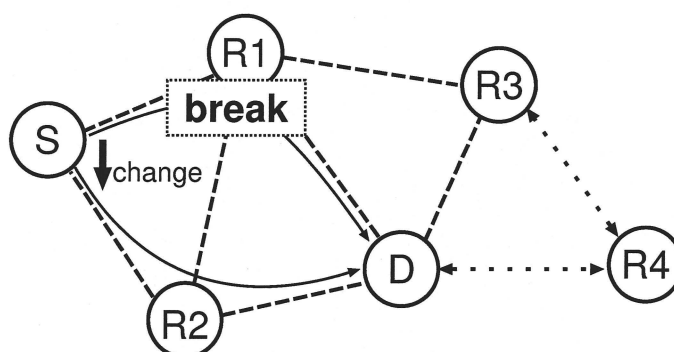


図 3.2 無線メッシュネットワークの機能

3.1.3 基本動作

無線メッシュネットワークを構築するノードは、お互いが直接通信が可能な場合ノード間で直接通信を行う。また、特徴として、自己形成機能、自己修復機能、マルチホップ機能の3つが挙げられる。図 3.2 に無線メッシュネットワークの機能の一例を示す。

自己形成機能

図 3.2 の状態では、ノード R4 のように新たにネットワークに加わる場合、ノード R4 は自らが周辺ノードと通信を行い接続を試みることで、ノード D やノード R3 と接続が可能になることを示している。このように、無線通信機能を持ったノードさえ投入できれば、場所に依存することなく容易にメッシュ状にネットワークを拡大していくことが可能となる。

自己修復機能

図 3.2 のように、「S → R1 → D」の経路で通信が行われている際、ノード R1 で障害が起き通信が行えなくなると、新たにノード R2 を経由した「S → R2 → D」の経路を構築することが可能である。このように 1 つのノードがダウンしたり、1 つの接続が不良となっても、ネットワーク全体は運用可能である。結果として、非常

に信頼性の高いネットワークとなる。

マルチホップ機能

ネットワークを構成するノードは、自ノードのデータだけでなく他ノード間のデータを中継局として中継する機能を持つ。マルチホップ通信を行いノードを中継していくことで遠方のノードとの通信を行うことが可能となる。また、短距離でマルチホップ通信を行うことで、低消費電力で高伝送レート of データ通信が可能となる。マルチホップ通信では複数のノードを経由するため、どのノードを経由してデータパケットを送信するかを決めるための経路制御方法が必要不可欠となる。

3.2 経路制御プロトコル

本節では、無線メッシュネットワークで用いられる経路制御プロトコルについて述べる。

3.2.1 経路制御プロトコルの必要性

無線メッシュネットワークは基地局などの基盤設備に依存せず、無線機能搭載ノードのみで構成される自律分散ネットワークであり、マルチホップ機能を持っているため複数のノードを経由することで遠方のノードと通信することが可能である。しかし、通信要求が発生した際、送信元ノードは各ノードがどこに存在しているかを把握することは困難であり、送信元ノードは中継ノードを介してマルチホップ通信を行うだけでは、宛先ノードまでデータパケットを送信することは不可能である。また、ネットワーク内に存在するノード配置によっては有効に機能しない場合が発生する。そこで、各ノードが経路情報を管理し、有効な経路構築を行う経路制御が必要となる。

フラッディング

通信を行うためには、送信元ノードは宛先ノードへの通信経路を構築する必要がある。そこで経路探索のためにフラッディングという手法が用いられる。フラッディングとは、送信元ノードが周辺ノードに向けてパケットをブロードキャストで送信することにより、多方面に連鎖的に転送を行う方式のことである。フラッディングにより、パケットは一定の生存期間中に無差別に転送されるため、ネットワークに与える影響が非常に大きくなる可能性がある。そのため、フラッディングの有効範囲を制御することで必要最小限に行うことが望まれる。フラッディングの用途は、宛先ノードの探索が主なものであるが、周辺ノードや、ネットワーク内の全ノードへの制御情報の配信などにも用いられる。

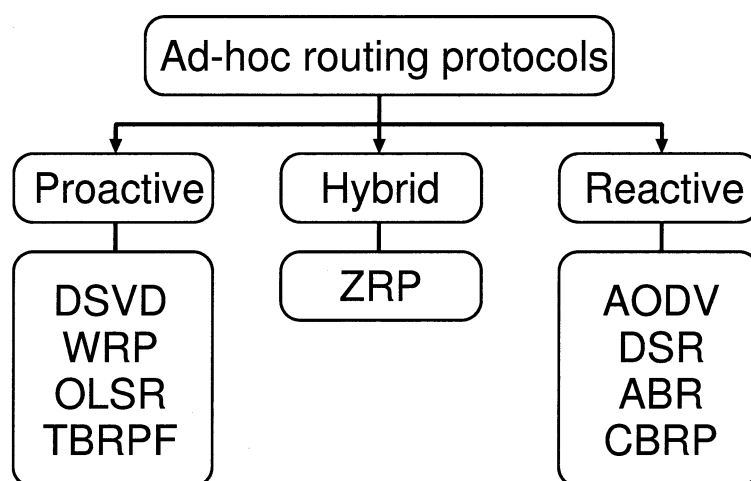


図 3.3 経路制御プロトコルの分類

3.2.2 無線メッシュネットワーク用の経路制御プロトコル分類

予め定期的に制御メッセージをネットワーク内で交換することで経路制御テーブルを構築し、テーブル情報を元に経路制御を行うものをプロアクティブ型と呼ぶ。一方、経路構築を行う際に、宛先ノードのアドレス情報のみで経路発見を行う経路制御プロトコルをリアクティブ型と呼ぶ。また、リアクティブ型とプロアクティブ型を組み合わせたハイブリッド型がある。それぞれの型は図 3.3 のように分類される。以下にそれぞれのプロトコルについて詳細を述べる。

プロアクティブ型

プロアクティブ型の経路制御プロトコルは、ネットワーク上の全てのノードが最新の経路情報を管理できるように動作する。そのため、各ノードはネットワークトポロジの変化に反応して、ネットワーク全体に経路の更新情報を転送する。常に最新の経路表を保持するため、通信要求があるとすぐにデータパケットを送信することが可能である。また、ノードの移動頻度が少ない場合は、経路表の更新の機会が減るため、安定した通信を行うことが可能となる。しかし、ノードが高速移動する場合は、経路表を頻繁に更新する必要がある。このため、経路表を更新するための制御パケット送信数が増加し、トラフィック負荷が増大する問題が

起こりうる。そのため、経路表の更新周期を状況に応じて適切に設定する必要がある。

DSDV (Destination Sequence Distance Vector) [39] は距離ベクトル方式を採用しており、シーケンス番号を利用することで、最新の経路を識別することが可能となる。WRP (Wireless Routing Protocol) [40] では、受信ノードへの距離と最短経路情報を維持することにより、経路ループなどの発生を防いでいる。リンク状態を基準にしているプロトコルとしては、OLSR, TBRPF などが提案されている。これらの方式では、各ノードがネットワークのトポロジに関する情報を相互に交換することにより、適切な経路を選択するとともに、不必要な制御メッセージの転送処理等を防いでいる。

リアクティブ型

リアクティブ型の経路制御プロトコルは、通信要求が発生した時にのみ経路を作成する。通信要求発生時に送信元ノードが宛先ノードへの経路が必要となった場合、ネットワーク内に経路要求メッセージをフラッディングすることで経路構築を開始する。経路構築処理は、宛先ノードへの経路を構築すると終了する。経路構築後は、送信元ノードと宛先ノード間の経路が無効となるか経路が不必要となるまで、経路が維持される。リアクティブ型では通信要求がない場合、プロトコルは完全に動作しないため、無駄な消費電力がかからないといった利点がある。しかし、通信要求発生後に経路構築を行うため、通信開始まで多少の遅延を伴う。

DSR は、送信元ノードが予め全体の経路を指定するソース基準プロトコルである。DSR では、ソースルート情報を各中間ノードがキャッシュすることで、経路発見時間の短縮や経路切断時の経路回復などに用い、効率化を図っている。AODV は、DSDV アルゴリズムを基盤として構築されている。DSDV では完全な経路リストを維持管理するのに対し、AODV はリアクティブに経路を作成する。これにより、必要なフラッディング回数を最小化している。また、AODV は宛先ノードまでの各中間ノードが宛先ノードのアドレスに基づき、次の中継ノードを決定する経路制御方式である。AODV は、経路管理に必要とされる制御情報量が少なく、実装が比較的容易であるため、経路制御プロトコルの実装として AODV が最も多

くなっている [41]. AODV については, 本論文の基となるプロトコルとして, 次節で詳しく説明を行う.

ハイブリッド型

ハイブリッド型の経路制御プロトコルは, プロアクティブ型とリアクティブ型を組み合わせたプロトコルである. 送信元ノードの周辺ノードに対してはプロアクティブ型の経路制御で経路表を作成する. 一方, 遠方に存在するノードとの通信を行う場合は, リアクティブ型の経路制御を用いて経路を作成する.

ZRP は, ハイブリッド型のプロトコルであり, 経路制御ゾーンを中心ノードから 1, 2 ホップ程度の範囲内のノードで構成する. 経路制御ゾーンは, データの通信要求発生時に利用し, ゾーン内ではプロアクティブ型の経路制御を行う. よって, 各ノードはゾーン内の全ての経路情報を保持している. 一方, 宛先ノードが送信元ノードのゾーン外に存在する場合, リアクティブ型の経路制御を用いた経路構築プロセスを実行する.

3.3 AODV プロトコル

AODV は、経路構築要求に対して動的に経路構築を開始し、無線メッシュネットワークの経路構築や経路維持に参加するノード間でマルチホップ通信を可能とする。AODV は、経路発見と経路保全の2つの機能を持つ。AODV では、通信が行われていない宛先ノードへの経路情報を保持せず、新しい通信要求に対して迅速に宛先ノードへの経路構築を行う。また、リンクの切断や変更に対して適切に対応する機能を持つ。リンクが切断された場合は、切断されたリンクを使用している経路を無効化するため、影響するノードへの通知を行う。AODV の特徴として、シーケンス番号を利用している点が挙げられ、シーケンス番号を利用することでループの回避を行っている。

3.3.1 概要

AODV では、経路要求 (RREQ : Route Request) メッセージ、経路応答 (RREP : Route Reply) メッセージ、経路無効 (RERR : Route Error) メッセージが使用され経路制御が行われる。

送信元ノードは、宛先ノードへの経路が必要となった時、送信元ノードは RREQ メッセージをネットワーク全体にブロードキャストし、宛先ノードへの経路を探索する。宛先ノードか宛先ノードへの経路情報を持つノードが RREQ メッセージを受信した場合、経路が決定する。RREQ メッセージを受信したノードが宛先ノードではなかった場合、メッセージを受信したノードは中継ノードとして、宛先ノードのアドレスに基づき次ホップを決定する。また、各ノードはシーケンス番号を管理し、経路に変化があるとシーケンス番号を1増加させる。複数の経路が存在する場合は、宛先ノードのシーケンス番号が大きい方の経路を選ぶことにより最新の経路の選択が可能となり、ループを防止する。各ノードでは RREQ メッセージを受信すると逆経路の情報を保持する。そのため、宛先ノードで RREQ メッセージを受信すると、保持している経路情報を用いて送信元ノードまで RREP メッセージをユニキャストで返信可能となる。また、有効な経路上にあるノードは、次ホップへのリンク状態を監視する。リンク切断は、RERR メッセージによって他のノードへ通知される。

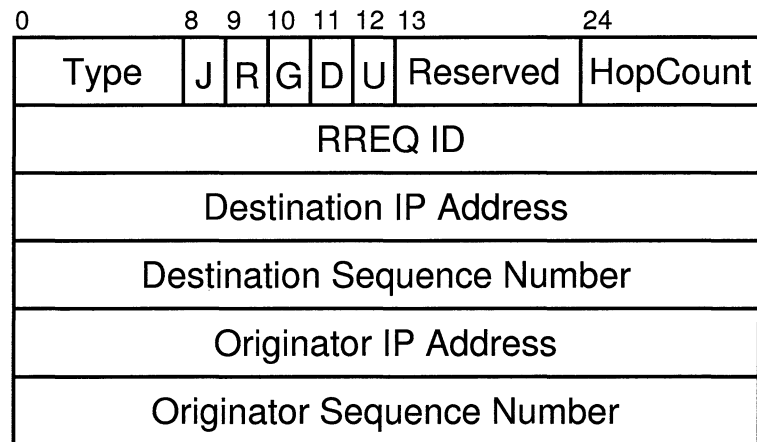


図 3.4 AODV の RREQ パケットフォーマット

AODV では、各ノードが経路表を保持する。経路表には、以下の項目が含まれる。

- 宛先アドレス
- 宛先シーケンス番号
- 次ホップ IP アドレス
- ホップ数
- TTL (Time To Live)

各経路表は TTL を持ち、経路が利用される度に更新され、TTL を超えるとその経路は無効となる。また、各ノードは宛先ノードごとに、宛先ノードへの次ホップとする隣接上流ノード（プリコーサ）のリストを持つ。プリコーサリストは、経路修復の際に利用される。

3.3.2 パケットフォーマット

AODV で利用される制御パケットである RREQ, RREP, RRER のパケットフォーマットについて、それぞれ、図 3.4, 図 3.5, 図 3.6 に示し説明を行う。

RREQ パケットフォーマット

- Type

メッセージを識別するためのフィールド。1が入ることでRREQメッセージであると識別される。

- J (Join Flag)
マルチキャスト通信用に予約されたフィールド。
- R (Repair Flag)
マルチキャスト通信用に予約されたフィールド。
- G (Gratuitous RREP Flag)
不必要なRREPメッセージを送信するかどうか判断するために使用する。
- D (Destination Only Flag)
宛先ノードのみがRREPメッセージを生成できるようにするために使用する。
- U (Unknown Sequence Number)
宛先シーケンス番号が不明な場合に使用する。
- Reserved
送信予約をする際に、0を格納する。受信時は無視される。
- Hop Count
送信元ノードから宛先ノードまでのホップ数を格納する。
- RREQ ID
最後に送信したRREQメッセージのRREQ IDに1を加えた値を格納する。
- Destination IP Address
宛先ノードのIPアドレスを格納する。
- Destination Sequence Number
送信元ノードが最後に受信した宛先ノードへのシーケンス番号を格納する。
- Originator IP Address
送信元ノードのIPアドレスを格納する。
- Originator Sequence Number
送信元ノードへの経路において利用される現在のシーケンス番号を格納する。

RREP パケットフォーマット

- Type
メッセージを識別するためのフィールド。2が入ることでRREPメッセージであると識別される。
- R (Repair Flag)
マルチキャスト通信用に予約されたフィールド。

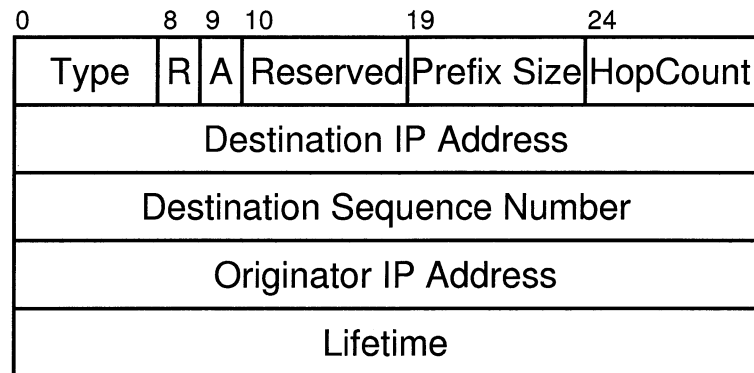


図 3.5 AODV の RREP パケットフォーマット

- A (Acknowledgement Required)
ACK を必要とする場合に使用する。
- Reserved
送信予約をする際に、0 を格納する。受信時は無視される。
- Prefix
アドホックネットワークをいくつかのサブネットワークを分割して行う際に使用する。
- Hop Count
送信元ノードから宛先ノードまでのホップ数を格納する。
- Destination IP Address
宛先ノードの IP アドレスを格納する。
- Destination Sequence Number
送信元ノードが最後に受信した宛先ノードへのシーケンス番号を格納する。
- Originator IP Address
送信元ノードの IP アドレスを格納する。
- Lifetime (TTL : Time to Live)
RREP メッセージを受信したノードが、その経路が有効であると判断する時間を格納する。

0	8	9	24
Type	N	Reserved	DestCount
Unreachable Destination IP Address[1]			
Unreachable Destination Sequence Number[1]			
⋮			
Unreachable Destination IP Address[n]			
Unreachable Destination Sequence Number[n]			

図 3.6 AODV の RRER パケットフォーマット

RRER パケットフォーマット

- Type
メッセージを識別するためのフィールド。3が入ることで RERR メッセージであると識別される。
- N (No Delete Flag)
ローカル経路修復を行う時に使用される。上流ノードは経路の削除を行うべきでないという情報を知らせる。
- Reserved
送信予約をする際に、0を格納する。受信時は無視される。
- Dest Count
メッセージ内に含まれる非到達宛先ノード数を格納する。1以上の値が入る。
- Unreachable Destination IP Address
リンク切断のために、到達不可の宛先 IP アドレスを格納する。
- Unreachable Destination Sequence Number
リンク切断のために、到達不可の宛先シーケンス番号を格納する。

3.3.3 シーケンス番号の管理

経路上にある全てのノードは、常に宛先アドレスに対して最新のシーケンス番号を維持する必要がある。このシーケンス番号を宛先シーケンス番号と呼ぶ。宛先シーケンス番号は、ノードが受信した経路制御メッセージから新しい情報を取得した場合に更新する。AODVでは、各ノードが宛先シーケンス番号の管理を行う。宛先シーケンス番号は、2つの条件で自身の番号をインクリメントする。

- ノードが経路探索を行う前に、自身のシーケンス番号をインクリメントする。これにより、RREQ生成ノードへの逆経路との一致を防ぐ。
- 宛先ノードがRREPメッセージを送信する直前に、自身のシーケンス番号とRREQメッセージ内の宛先シーケンス番号の最大値へシーケンス番号をインクリメントする。

宛先ノードに関するシーケンス番号が最新であることを確認するため、ノードは現在のシーケンス番号の数値を、受信したメッセージのシーケンス番号と比較する。受信したメッセージのシーケンス番号から現在のシーケンス番号を引いた値が0未満である場合、受信したシーケンス番号は古い情報であるため、メッセージの宛先ノードに関する情報は破棄される。

以下の場合に、ノードは宛先ノードへのシーケンス番号を更新する。

- 自身が宛先ノードで、新しい経路を提供する場合。
- 宛先ノードへのシーケンス番号に関する新しい情報を保持するメッセージを受信した場合。
- 宛先ノードへの経路が切断されるか、寿命となる場合。

3.3.4 AODVの動作

図3.7にRREQ送信のフローチャート、図3.8にRREP送信のフローチャートを示す。

また、以下にAODVの経路発見と経路保全のメカニズムについて述べる。

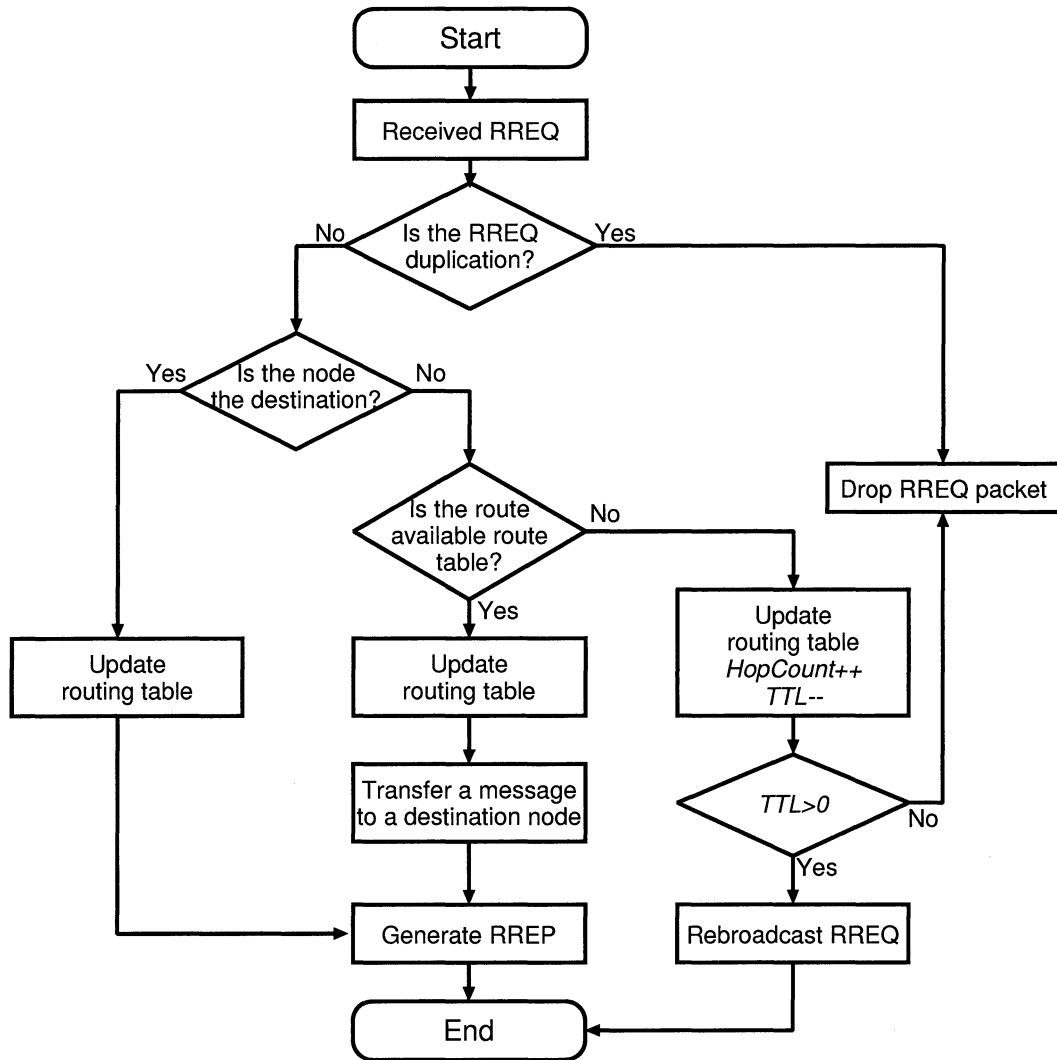


図 3.7 AODV の RREQ 送信フローチャート

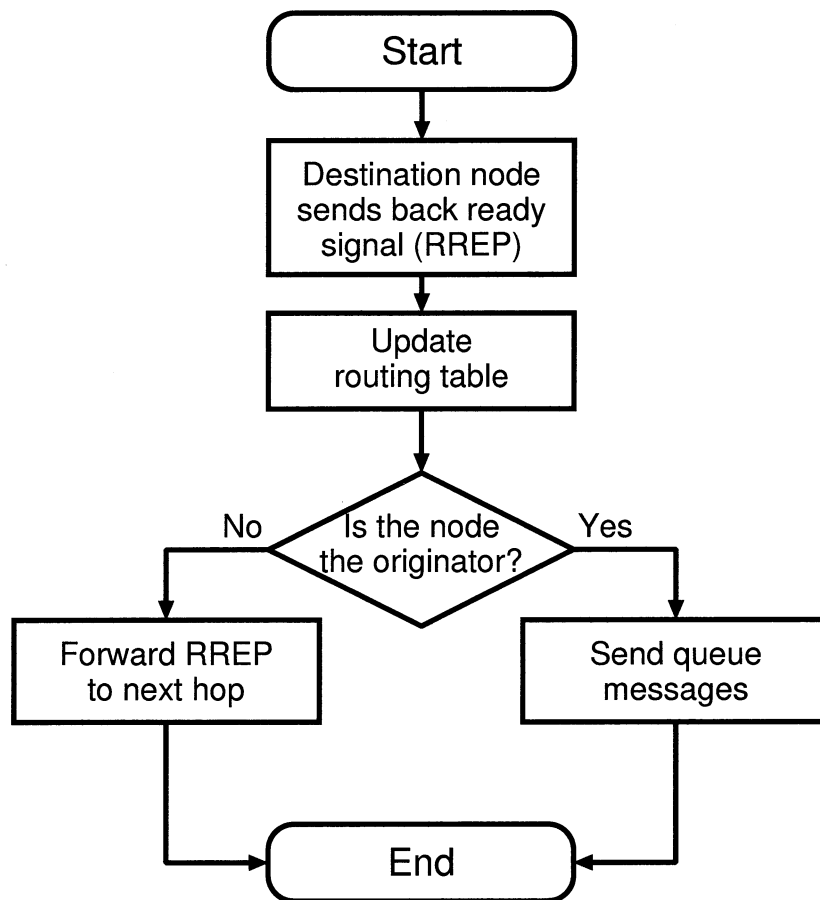


図 3.8 AODV の RREP 送信フローチャート

経路発見

送信元ノードが宛先ノードへパケットを送る場合を考える。まず、経路表を参照し、宛先ノードへの経路がある場合は次ホップヘデータパケットを送信する。経路がない場合にはデータパケットを送信待ちバッファに収容し、経路発見プロセスに入る。送信元ノードはRREQを生成し、周辺ノードにブロードキャストを行う。ここで、RREQ IDは送信元ノードがRREQを発行する都度、1つ増加する。また、ホップカウントを0にセットする。RREQのブロードキャストは、ネットワークへの過剰なパケットの拡散を招く。そこで、AODVではTTLを利用することでRREQの拡散制御を行う。TTLはメッセージが1ホップ転送されるごとに1つつ減少し、0になるとメッセージは破棄される。最初の探索でTTLは初期値に設定される。一定時間以内にRREPが得られない場合、TTLを一定値増加させてRREQの再転送を行う。しかし、TTLがある値以上になってもRREPメッセージが得られない場合、ネットワーク全体を探索できるようTTLを設定する。

RREQを受信した中継ノードは送信元アドレスとRREQ IDを確認する。この際、送信元アドレスとRREQ IDから同一RREQの重複受信と判断されれば破棄される。有効だと判断されれば、ホップカウントをプラス1、TTLをマイナス1と更新し、自身の経路表に逆経路のエントリを追加・更新する。中継ノードがRREPを生成しない場合で、受信したRREQのTTLが1より大きい場合には、再び周辺ノードに向けブロードキャストを行う。

宛先ノードか宛先ノードへの有効な経路を持つノードがRREQを受信すると、送信元ノード宛のRREPが生成される。RREPは宛先ノードと送信元ノードへメッセージを転送するために必要な情報が付加され、送信を行う。そして、受信したRREQが経由してきた経路を用いて送信元ノードへユニキャストで送信される。一方、送信元ノードで複数のRREPメッセージを受信した場合は最初に受信したメッセージを採用する。しかし、先に受信したRREPのホップ数より少ないホップ数の場合や、宛先シーケンス番号が大きい場合は経路を更新することが可能である。これらの処理により、送信元ノードは経路を確立する。経路を確立すると、送信元ノードはデータパケットの送信を開始する。

経路保全

無線メッシュネットワークでは、無線環境の変化が考えられる。そのため、経路構築後も近隣通信の影響などにより構築した経路が有効でなくなる場合がある。リンク切断が起こった場合、その影響がネットワーク全体に影響を与えるため、送信元ノードへその情報を知らせ、経路を再構築する処理が必要となる。

パケット送信の失敗は、MAC (Media Access Control) 層からの通知に基づいて検出する IEEE802.11 ではパケット送信後、RTS (Request To Send) 送信後に CTS (Clear To Send) が受信されない場合や、確認応答メッセージ (ACK) が受信されない場合にパケット送信が失敗したことを検出する。そして、一定回数以上の再送を行ってもパケットを送信できない場合にリンク切断と判断する。リンク切断を検出したノードは、そのリンクを使用していた経路のエントリを無効化し、RERR メッセージを生成する。RERR メッセージは、無効化された経路の宛先ノードの IP アドレスのリストを入れ、プリコーサリストへ送信する。この時、宛先シーケンス番号を1つインクリメントし、RERR メッセージに格納する。プリコーサリストが1つの場合は、ユニキャストで送信する。プリコーサリストが複数存在する場合は、ユニキャストでの送信を繰り返すか、TTL を1としてブロードキャストで送信する。RERR メッセージを受信したノードは、RERR メッセージの不到達宛先ノードのリストを参照する。そして、経路表の中にリストに含まれる宛先ノードへの経路があり、その経路の次ホップが RERR メッセージを送信して来た周辺ノードである場合は、その経路を無効化する。経路表を更新したノードは、新たな経路表に基づく RERR メッセージを生成し、プリコーサリストへ送信する。RERR メッセージの転送を繰り返すことで、送信元ノードにリンク切断が通知される。送信元ノードでは経路を無効化し、通信を継続する必要がある場合は経路構築を再度開始する。

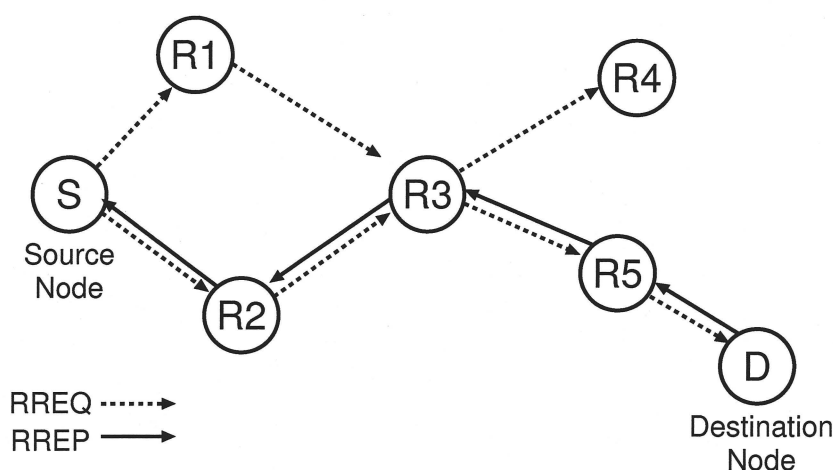


図 3.9 AODV の経路構築動作例

3.3.5 経路構築動作例

図 3.9 に AODV での経路構築の動作例を示す。図 3.9 では、送信元ノード S から宛先ノード D への通信を行うための経路構築を行う状況を示す。

送信元ノード S は RREQ を生成し、ネットワーク全体にブロードキャストする。RREQ メッセージを受信した中間ノード $R1$, $R2$ は、宛先ノード D への経路を保持していないため、再度 RREQ のブロードキャストを行う。中間ノード $R3$ には中間ノード $R1$, $R2$ からの 2 つの RREQ を受信するが、一番初めに届いた中間ノード $R2$ からの RREQ のみを処理し、再ブロードキャストを行う。ここで、中間ノード $R1$ から届いた RREQ は重複受信とみなされ破棄される。同様に、中間ノード $R4$, $R5$ も自身が宛先ノードではないため、再ブロードキャストを繰り返す。結果、 $R2 \rightarrow R3 \rightarrow R5$ と経由してきた RREQ が最初に宛先ノード D に到達する。AODV では、最初に宛先ノードに到達した経路に返信を行うため、RREP は受信した RREQ の逆経路である $R5$, $R3$, $R2$ を経由して送信元ノード S へ転送される。送信元ノード S が RREP を受信すると、経路構築が完了し、データの送信が開始される。

第4章

推定伝送レートに基づいた経路制御の提案

本章では，提案方式である推定伝送レートに基づいた経路制御手法について述べ，数値例により提案方式の有効性を示す．

4.1 はじめに

伝送レート制御と経路制御を包括的に検討するクロスレイヤ設計を用いた経路制御手法を用いることで，高品質リンク選択による高伝送レート利用が実現可能である．しかしながら，既存研究では高伝送レートを利用できる経路の選択に重点が置かれており，エンド間で最も伝送レートの低くなるボトルネックリンクについて考慮が十分になされていなかった．そのため，ボトルネックリンクがエンド間のスループット特性劣化につながると共に，低伝送レート通信に伴うチャネル占有が他通信への干渉となる可能性が考えられた．

そこで本研究では，エンド間スループットだけではなく，ボトルネックリンクのスループットにも着目した経路制御プロトコルを提案する．提案方式では RREQ パケット受信時の SINR (Signal-to-Interference and Noise power Ratio) から利用可能な伝送レートを推定し，平均伝送レートとボトルネック伝送レート情報として宛先ノードまで情報を伝える．その際，中間ノードと宛先ノードではそれぞれ推定伝送レートに基づいた経路選択制御を行う．中間ノードでの制御では，推定伝送レートに基づいた RREQ パケット送信タイミング制御及び RREQ 選択制御の2種類の方法で検討を行う．宛先ノードでの制御では，ボトルネックリンクを考慮し

た RREQ 選択制御を行う。これら各ノードでの制御により、ボトルネック伝送レートが高い経路を優先して選択することで、経路全体の特性向上が期待できる。また、提案方式では簡易な経路制御を目指す観点から AODV を基盤プロトコルとして採用する。AODV を基盤プロトコルとすることで、通信要求発生時点のリンク環境の良い適切な経路を動的に選択可能となる。

以下に提案方式の詳細について述べる。

4.2 提案方式の概要

4.2.1 伝送レート推定

提案方式では、すべてのノードは予め各伝送レートの理論式などを用いて、各伝送レートの所用 SINR 値の関係を保持しているものとする。また、中間ノード及び宛先ノードは、RREQ を受信すると SINR を用いて利用可能な最大伝送レートを推定する。推定伝送レートが低い場合は、RREQ 送信ノードから受信ノードまでのリンク間距離が長いことや他通信による干渉の影響がある低品質リンクと考えられる。一方、推定伝送レートが高い場合は、他通信による影響が少ない高品質リンクと考えることができる。

4.2.2 RREQ パケットフォーマット

提案方式では、経路選択指標として経路の平均伝送レートと経路上のボトルネック伝送レートの2種類の情報を用いる。そこで、図 4.1 に示すように RREQ パケットに新たなフィールドを設けることで、伝送レート情報を次ホップノード及び宛先ノードまで届けることが可能になる。

中間ノード j は RREQ を受信すると、利用可能な伝送レートを推定し、推定伝送レート情報を合計伝送レート (R_{sum}) に加算する。また、送信元ノードから RREQ 受信ノード j までの合計伝送レートを $R_{sum,j}$ で表す。経路選択指標として用いる中間ノード j の平均伝送レート ($R_{ave,j}$) は以下の (4.1) 式で示される。

$$R_{ave,j} = \frac{R_{sum,j}}{HopCount} \quad (4.1)$$

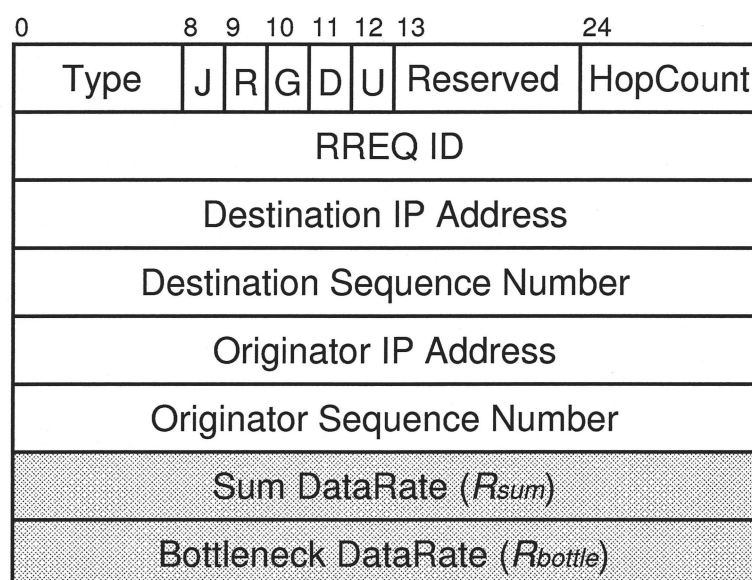


図 4.1 提案方式の RREQ パケットフォーマット

一方，中間ノード j で推定した伝送レートがボトルネック伝送レート (R_{bottle}) より低い場合，ボトルネック伝送レート (R_{bottle}) は推定伝送レートで更新される．これにより，中間ノード j までのボトルネック伝送レートを参照することが可能になる．伝送レート情報の更新動作例を図 4.2 に示す．

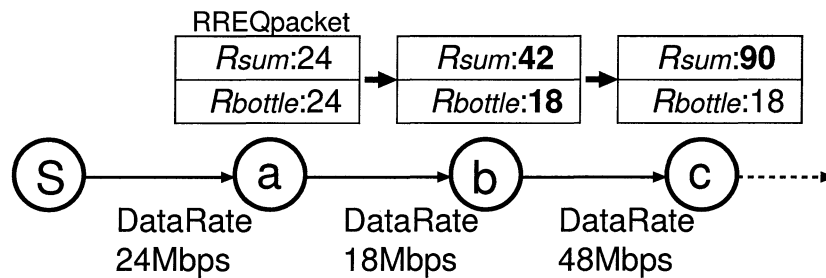


図 4.2 伝送レート情報の更新動作例

送信元ノード S から送信された RREQ をノード a が受信すると、SINR から伝送レートを推定する。この例では、推定伝送レートは 24Mbps であるので、RREQ パケットの合計伝送レートフィールドに 24Mbps、ボトルネック伝送レートフィールドに 24Mbps と情報が更新される。

次に、ノード b では伝送レートが 18Mbps と推定される。合計伝送レートフィールドでは送信元ノード S からノード b までの合計伝送レート 42Mbps として更新される。また、ボトルネック伝送レートフィールドでは送信元ノード S からノード a 間の伝送レート 24Mbps よりも、ノード a からノード b 間の伝送レートが低く推定されるため、最も低い 18Mbps として更新される。

ノード c では伝送レートが 48Mbps と推定される。合計伝送レートフィールドでは送信元ノードからの合計として 90Mbps と更新される。一方、ボトルネック伝送レートフィールドでは 18Mbps よりも高く推定されるため、更新は行わない。

このように更新を行うことで、次ホップノード及び宛先ノードまで伝送レート情報を伝達していくことが可能となる。

4.2.3 中間ノードにおける経路制御

中間ノードでの制御では、推定伝送レート情報を用いることで、RREQ パケット送信タイミング制御、最適 RREQ 選択制御の 2 種類の方法で検討を行う。

以下に詳細を述べる。

RREQ パケット送信タイミング制御

この制御では、経路選択指標として平均伝送レートを用いる。平均伝送レートに応じた RREQ 転送遅延時間を設定することで経路の優先度付けを行う。図 4.3 に中間ノードで RREQ を受信した際のフローチャートを示す。

基盤プロトコルである AODV では、ノードに最も早く到達した RREQ にのみ処理を行い、2 つ目以降の RREQ は破棄をする動作を行う。そのため、低伝送レートを利用する RREQ 候補がノードに最も早く到達してしまうと、低品質の候補が処理されることになり、2 つ目以降に高品質の候補が受信された場合でも破棄されてしまうことがあった。そこで、RREQ パケット送信タイミング制御では RREQ 転送遅延時間を設けることで経路品質に応じた優先度付けをする。低品質の RREQ が受信された場合、RREQ 転送遅延時間を長く設定することで次ホップノードへの拡散を抑える動作を行う。一方、高品質の RREQ が受信された場合、RREQ 転送遅延時間を短く設定することで次ホップノードへ拡散し易くする。

RREQ 転送遅延時間の設定について (4.2) 式に示す。

$$T_{delay,j} = \frac{R_{min}}{R_{ave,j}} \times 10T_{rand,max} + T_{rand} \quad (4.2)$$

$T_{delay,j}$ は RREQ 受信ノード j での RREQ 転送遅延時間 [msec] を示す。 R_{min} は利用可能な伝送レートの最低値であり、IEEE802.11g では 6Mbps となる。 $R_{ave,j}$ は送信元ノードから RREQ 受信ノード j までの平均伝送レートを示す。 T_{rand} は RREQ の衝突を防ぐためのランダム転送遅延時間 [msec] であり、 $T_{rand,max}$ はその最高値となる。

(4.2) 式より、経由してきた経路に低品質リンクが多い場合、平均伝送レートが低くなるため、RREQ 転送遅延時間が長く設定されることがわかる。転送遅延時間を長く設定することで、平均伝送レートの低い候補を受信したノードは周辺ノードへ再ブロードキャストを行うタイミングを延ばす。

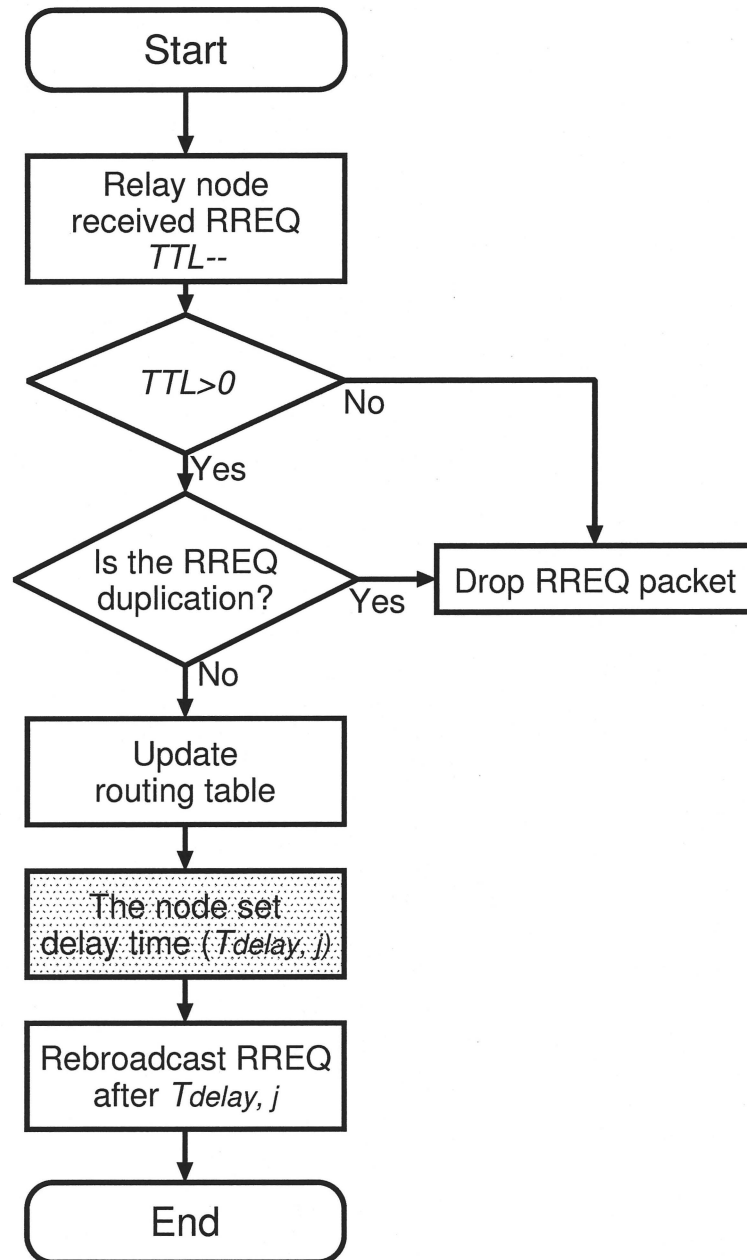


図 4.3 中間ノードでの RREQ 受信時のフローチャート (RREQ パケット送信タイミング制御)

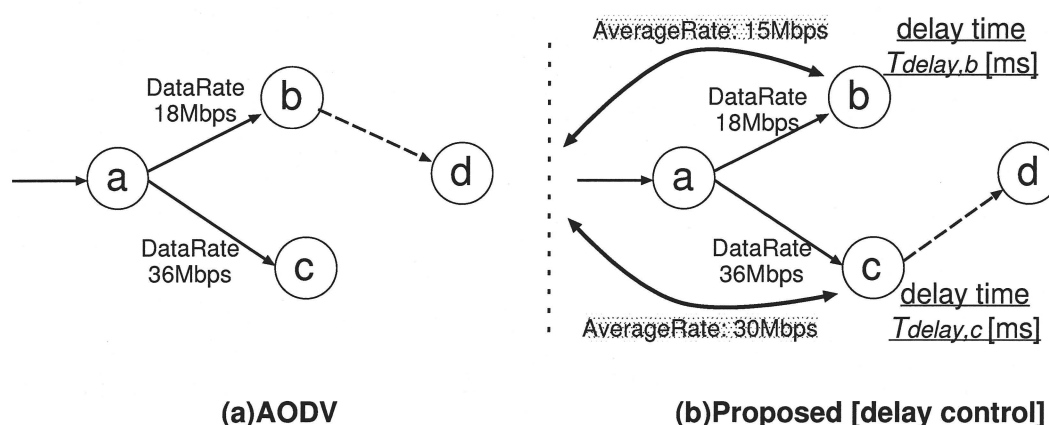


図 4.4 RREQ パケット送信タイミング制御の動作例

RREQ 転送遅延例

図 4.4 に RREQ パケット送信タイミング制御の動作例を示す。

AODV プロトコルでは、図 4.4 の左図 (a) のように低品質リンクを利用する経路を含んだ RREQ がより早く次ホップノードに受信すると、後から高品質リンクを利用する RREQ が受信した場合でも転送処理が行われず破棄されてしまう。そこで、図 4.4 の右図 (b) の送信タイミング制御を行うことで、高品質リンクの経路候補を次ホップノードにより早く届けることが可能となる。

中間ノード a から送信された RREQ は中間ノード b, c に受信される。RREQ を受信した中間ノード b, c はそれぞれ SINR から伝送レートの推定を行い、(4.1) 式から送信元ノードから RREQ 受信ノードまでの平均伝送レートを求める。求められた平均伝送レートより、(4.2) 式に従い RREQ 転送遅延時間を設定する。

本例では、中間ノード b の平均伝送レートは 15Mbps、中間ノード c の平均伝送レートは 30Mbps と計算されるため、この値を (4.2) 式に代入することで RREQ 転送遅延時間を算出する。ここで、中間ノード b は中間ノード c の RREQ 転送遅延時間と比べて長く設定される。長く設定することで再ブロードキャストを行うタイミングを遅らせ、中間ノード c の情報をより早く次ホップノードである中間ノード d へ届けることが可能となる。

最適 RREQ 選択制御

この制御では経路選択指標として平均伝送レートとボトルネック伝送レートの2つを用いる。中間ノードで RREQ 受信待機時間を設定することで、複数の RREQ を受信することが可能となる。受信時間満了後、複数の RREQ から最適な RREQ 候補を選択することで経路構築を行う。図 4.5 に中間ノードで RREQ を受信した際のフローチャートを示す。

最適 RREQ 選択制御の特徴として、2 つ目以降に受信した RREQ は破棄をせず、一定時間保持をする。中間ノード j は 1 つ目の RREQ を受信した際、(4.3) 式に従い RREQ 受信待機時間を設定する。受信待機時間中に受信した 2 つ目以降の RREQ は、1 つ目に受信した RREQ ID と同 ID であると確認した後、一旦保持する。以下に RREQ 受信待機時間計算式を示す。

$$T_{wait,j} = D_{R,ij} \times T_{rand,max} + T_{rand} \quad (4.3)$$

$T_{wait,j}$ は RREQ 受信ノード j での RREQ 受信待機時間 [msec] を示す。 $D_{R,ij}$ は RREQ 送信ノード i から受信ノード j 間の伝送レート R 時の受信待機倍率を示し、表 4.1 の対応表のように割り当てられる。 T_{rand} は RREQ の衝突を防ぐためのランダム転送遅延時間 [msec] であり、 $T_{rand,max}$ はその最高値となる。

(4.3) 式より、低伝送レートと推定された場合では、リンク間距離が長いことや他通信による干渉の影響がある低品質リンクと考えられるため、RREQ 受信待機時間を長く設定することで、高品質リンクを利用している他の RREQ 候補をより多く集めることが可能となる。一方、リンク環境が良い場合では、早く転送させることで高品質リンクを次ホップでの選択候補として参加させることが可能となる。

表 4.1 伝送レート R 時の受信待機倍率

伝送レート R [Mbps]	54	48	36	24	18	12	9	6
受信待機倍率 D_R	1	2	3	4	5	6	7	8

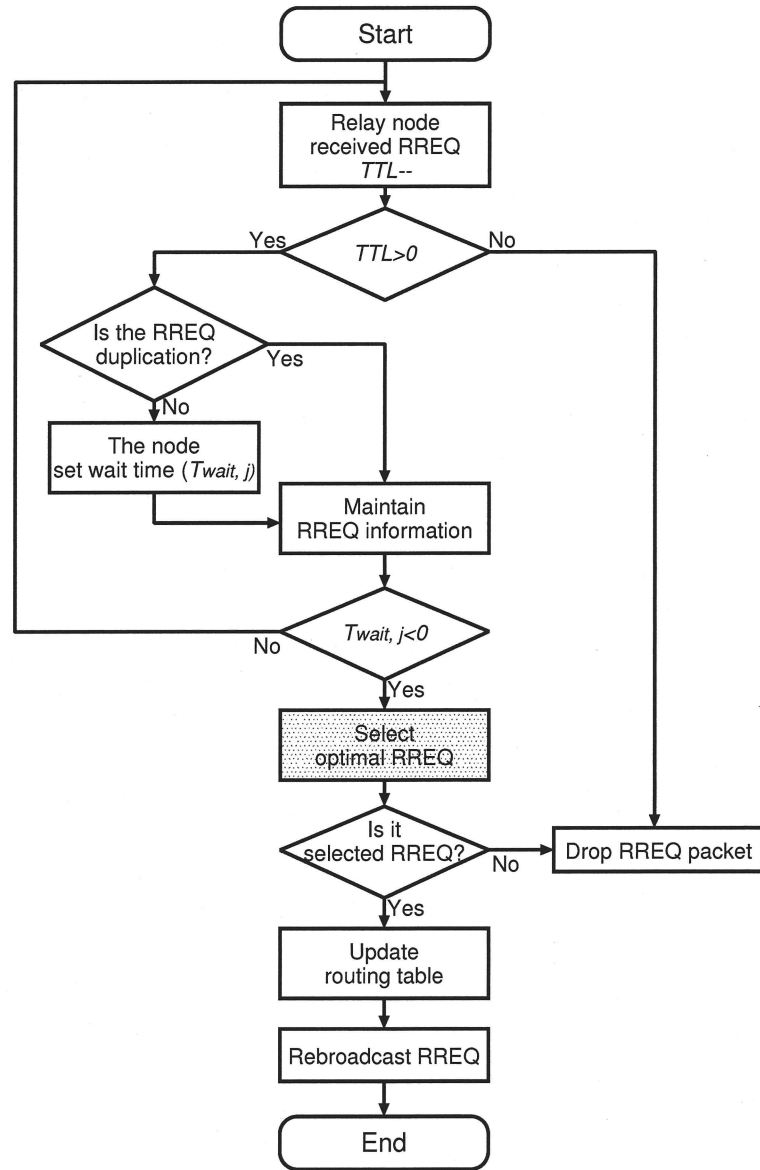


図 4.5 中間ノードでの RREQ 受信時のフローチャート（最適 RREQ 選択制御）

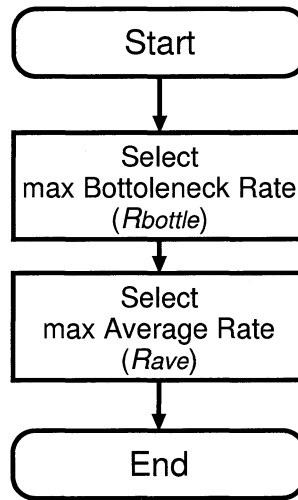


図 4.6 最適選択フロー（中間ノード）

RREQ 受信待機時間が満了すると、中間ノードは受信した RREQ 候補から最適な候補を 1 つ選択する。図 4.6 に中間ノードでの最適 RREQ 選択のフローチャートを示す。

初めに、候補の中から最大である R_{bottle} を選択する。 R_{bottle} を初めの選択指標とすることで、低品質リンクを経由してきた経路を除くことが可能となる。次に、選択された中から最大である R_{ave} を選択する。最大となる R_{ave} を選択する理由として、最大 R_{ave} では高伝送レートを利用するノードを多く経由していることが推測でき、これにより無線帯域を有効に利用できると考えられるためである。

図 4.6 の選択で 1 つの RREQ に絞り、この情報を経路表に書き加え、周辺ノードへ再ブロードキャストを行う。

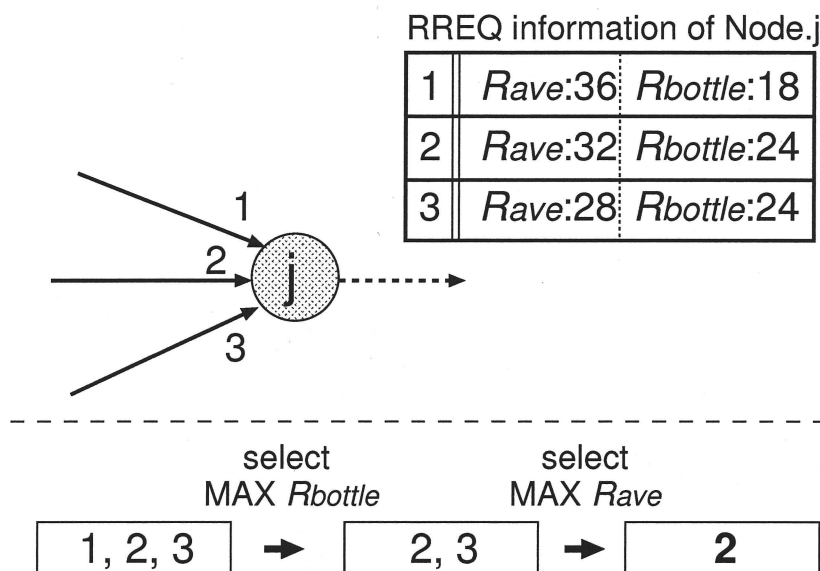


図 4.7 中間ノードによる最適 RREQ 選択例

最適 RREQ 選択例

図 4.7 は中間ノードでの最適 RREQ 選択の動作例を示す。

中間ノード j は 1 つ目の RREQ を受信すると、伝送レートの推定を行い、(4.3) 式に従い受信待機時間を設定する。受信待機時間満了後、本例では RREQ 候補として“1, 2, 3”の 3 つが集まる。RREQ 候補の $R_{bottle,j}$ を参照し、最大である $R_{bottle,j}$ を選択する。候補 1 では $R_{bottle,j}$ は 18Mbps であり、候補 2, 3 では 24Mbps となるため、最大 $R_{bottle,j}$ である候補 2, 3 が選択される。次に、選択された中から最大 $R_{ave,j}$ となるものを更に選択し最適 RREQ とする。候補 2 では $R_{ave,j}$ が 32Mbps, 候補 3 では $R_{ave,j}$ が 28Mbps となるため、最大 $R_{ave,j}$ である候補 2 が最終決定される。選択された RREQ を再ブロードキャストをすることで、次ホップノードに最適経路情報が届けられる。また、候補から選択されなかった他の RREQ は破棄される。

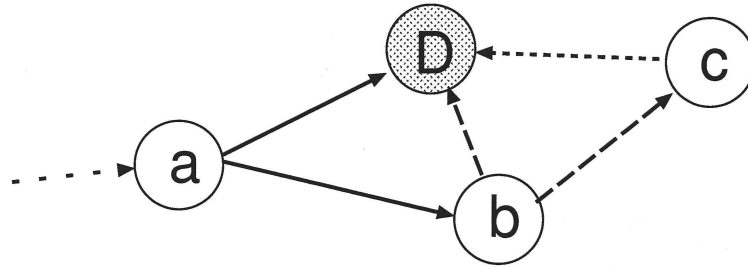


図 4.8 重複した経路の RREQ 受信例

4.2.4 宛先ノードにおける経路制御

宛先ノードでの制御では，ボトルネックリンクを考慮した最適 RREQ 選択制御を行う．中間ノードでの最適 RREQ 選択制御と同様に，宛先ノードで RREQ 受信待機時間を設定することで，複数の RREQ を受信することが可能となる．なお，宛先ノードでは RREQ 受信待機時間を $T_{wait,D}$ の一定値とする．中間ノードより長い RREQ 受信待機時間を設定することで，より多くの候補から選択することが可能となる．なお， $T_{wait,D}$ の時間設定に関しては 5 章で考察を行う．受信時間満了後，複数の RREQ 候補から最適な RREQ を選択することで経路構築を行う．

宛先ノードでは，経路選択指標として平均伝送レートとボトルネック伝送レート，そしてホップ数を加える．これは，宛先ノードでは中間ノードの最適 RREQ 選択制御と比較し，RREQ 受信待機時間を長く設定しているため，図 4.8 に示すようにノード a が宛先ノード D に送信した RREQ の内容が，ノード b やノード c のように迂回するノードを経由して再び送信され，その候補が選択されるのを防ぐためである．

図 4.9 に宛先ノードで RREQ を受信した際のフローチャートを示す．

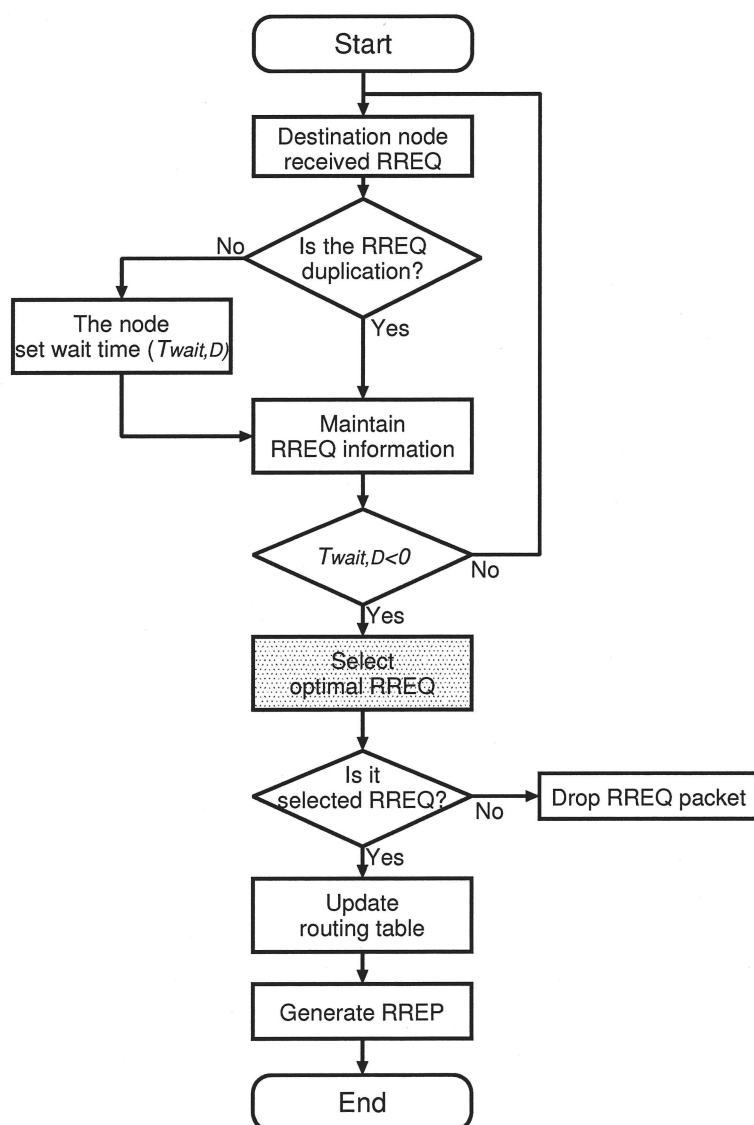


図 4.9 宛先ノードでの RREQ 受信時のフローチャート（最適 RREQ 選択制御）

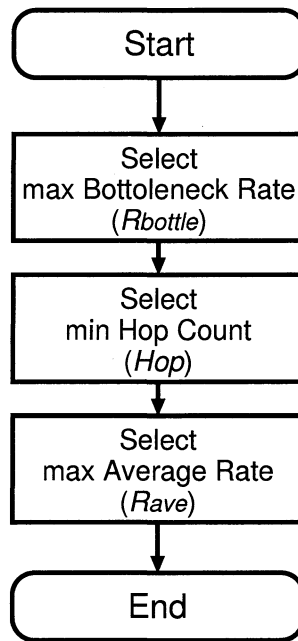


図 4.10 最適選択フロー（宛先ノード）

RREQ 受信待機時間が満了すると、宛先ノードは受信した RREQ 候補から最適な候補を 1 つ選択する。図 4.10 に宛先ノードでの最適 RREQ 選択のフローチャートを示す。

初めに、候補の中から最大である R_{bottle} を選択する。 R_{bottle} を初めの選択指標とすることで、低品質リンクを経由してきた経路を除くことが可能となる。次に、選択された中から最初ホップ数となる RREQ 候補を選択する。これは、上記で説明した経路が重複している RREQ 候補の選択を防ぐためである。最後に、残った候補から最大である R_{ave} を選択する。最大となる R_{ave} を選択する理由として、最大 R_{ave} では高伝送レートを利用するノードを多く経由していることが推測でき、これにより無線帯域を有効に利用できると思われるためである。

図 4.10 の選択で 1 つの RREQ に絞り、この情報を経路表に書き加え、RREP を生成した後に、経路表に従い送信元ノードまで返信を行う。

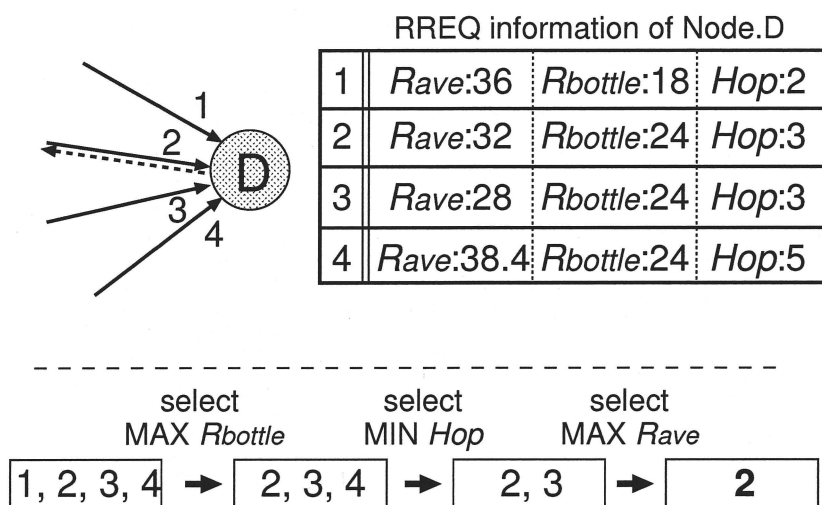


図 4.11 宛先ノードによる最適 RREQ 選択例

最適 RREQ 選択例

図 4.11 は宛先ノードでの最適 RREQ 選択の動作例を示す。

宛先ノード D は 1 つ目の RREQ を受信すると、伝送レートの推定を行い、 $T_{wait,D}$ に受信待機時間を設定する。受信待機時間満了後、本例では RREQ 候補として“1, 2, 3, 4”の 4 つが集まる。RREQ 候補の $R_{bottle,D}$ を参照し、最大である $R_{bottle,D}$ を選択する。候補 1 では $R_{bottle,D}$ は 18Mbps であり、候補 2, 3, 4 では 24Mbps となるため、最大 $R_{bottle,D}$ である候補 2, 3, 4 が選択される。次に、選択された候補の中から最小ホップ数となる経路をさらに選択する。ホップ数が候補 2, 3 では 3 ホップであるのに対し、候補 4 では 5 ホップとなるため、最小ホップ数である候補 2, 3 が選択される。最後に、残った候補から最大 $R_{ave,D}$ となるものを選択し、最適 RREQ とする。候補 2 では $R_{ave,D}$ が 32Mbps, 候補 3 では $R_{ave,D}$ が 28Mbps となるため、最大 $R_{ave,D}$ である候補 2 が最終決定される。選択された RREQ の経由してきたノードに RREP を返信することで経路構築が完了となる。また、候補から選択されなかった他の RREQ は破棄される。

4.2.5 提案方式の動作例

動作例として、以下の中間ノードの制御と宛先ノードの制御の組み合わせ2種類についてそれぞれ述べる。

- 中間ノード RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード RREQ 選択制御
- 中間ノード RREQ 選択制御+宛先ノード RREQ 選択制御

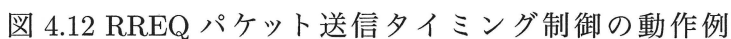
中間ノード RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御の動作例

図 4.12 に RREQ パケット送信タイミング制御の動作例を示す。

送信要求が発生すると、経路探索のため送信元ノード S は RREQ を周辺ノードへ向けブロードキャストする。RREQ を受信した中間ノード w, x, y はそれぞれ SINR から利用可能な最大伝送レートの推定を行い、(4.2) 式に従い RREQ 転送遅延時間 (T_{delay}) を設定する。伝送レートを推定した後、RREQ パケットフォーマットの R_{sum} 及び R_{bottle} の内容を更新する。中間ノード w, y ではそれぞれ 48Mbps と 36Mbps と高伝送レートが推定される。一方、中間ノード x では 12Mbps と低伝送レートが推定される。ここで、中間ノード w, y では転送遅延時間が短く設定され、中間ノード x よりも先に再ブロードキャストを行う。中間ノードでは最初に受信した RREQ の処理しか行わないため、転送遅延処理により高伝送レートを利用する候補を先に次ホップノードへ受信させることが可能となる。

中間ノード w から転送された RREQ は宛先ノード D によって受信されると、SINR から伝送レートの推定を行い、RREQ 受信待機時間 $T_{wait,D}$ を設定する。また、中間ノード y から転送された RREQ は中間ノード x よりも先に中間ノード z に届けることが可能となる。中間ノード y からの RREQ を受信した中間ノード z は、伝送レートを推定し、(4.1) 式から平均伝送レートを求める。本例の場合では平均伝送レートが 30Mbps と計算されるため、これを (4.2) 式に代入して RREQ 転送遅延時間を求める。

宛先ノード D の RREQ 受信待機時間が満了すると、図 4.10 の最適 RREQ 選択フローに従い、「最大ボトルネック伝送レート→最小ホップ数→最大平均伝送レ



三重大学大学院 工学研究科

中間ノード最適 RREQ 選択制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御の動作例

図 4.13 に最適 RREQ 選択制御の動作例を示す。

簡単のため、RREQ の送信等に必要な時間を除き説明を行う。また、(4.3) 式では $T_{rand,max}=20[\text{msec}]$, $T_{rand}=0[\text{msec}]$ として計算を行う。

ノード S からノード D へ通信要求が発生すると、経路探索のため送信元ノード S は周辺ノードに向け RREQ をブロードキャストする。RREQ を受信した中間ノード w, x, y はそれぞれ SINR から利用可能な最大伝送レートの推定を行い、(4.3) 式に従い RREQ 受信待機時間 (T_{wait}) を設定する。伝送レートを推定した後、RREQ パケットフォーマットの R_{sum} 及び R_{bottle} の内容を更新する。本例では、中間ノード w は伝送レートとして 48Mbps が利用可能と推定できるため $T_{wait,w}=40[\text{msec}]$ となる。同様に中間ノード x, y はそれぞれ、 $T_{wait,x}=120[\text{msec}]$, $T_{wait,y}=60[\text{msec}]$ に設定され、設定された期間 RREQ を受信待機状態となる。

図 4.13 の上図 (a) は通信要求が発生してから 40[msec] 経過後の状態を示している。40[msec] 経過すると中間ノード w の受信待機時間 ($T_{wait,w}$) が満了するため、受信した RREQ 候補を参照し、最適 RREQ を選択する。ここでは RREQ 受信数が 1 つのため、この情報で再ブロードキャストを行う。また、宛先ノード D はこの時点で 1 つ目の RREQ を受信するため、RREQ 受信待機時間 ($T_{wait,D}$) を設定する。

図 4.13 の中図 (b) は通信要求が発生してから 120[msec] 経過後の状態を示している。120[msec] 経過すると中間ノード x の受信待機時間 ($T_{wait,x}$) が満了するので、受信した RREQ 候補を参照する。候補の中から中間ノード最適 RREQ 選択の指標に従い、“ $w \rightarrow x$ ” の RREQ 候補を選択し、再ブロードキャストを行う。選択されなかった他の 2 つの RREQ 候補は、この時点で破棄される。

図 4.13 の下図 (c) は通信要求が発生してから $40+T_{wait,D}[\text{msec}]$ 経過後、つまり宛先ノード D の RREQ 受信待機時間が満了した時点の状態を示している。本例では、宛先ノード D は送信元ノード S から 3 つの有効な経路を受信する。この 3 つの候補から宛先ノード最適 RREQ 選択の指標に従い、“ $x \rightarrow D$ ” の RREQ 候補を選択する。選択されなかった他の 2 つの RREQ 候補は、この時点で破棄される。

宛先ノード D で選択した RREQ 候補の経由してきたノードに RREP を返信す

ることで経路構築が完了となる。

結果として、利用可能な経路からボトルネックリンクの伝送レートが最も高くなる経路が構築可能となる。また、高伝送レート利用リンクを多く経由したものを選択することから、無線帯域を有効に活用することができる。

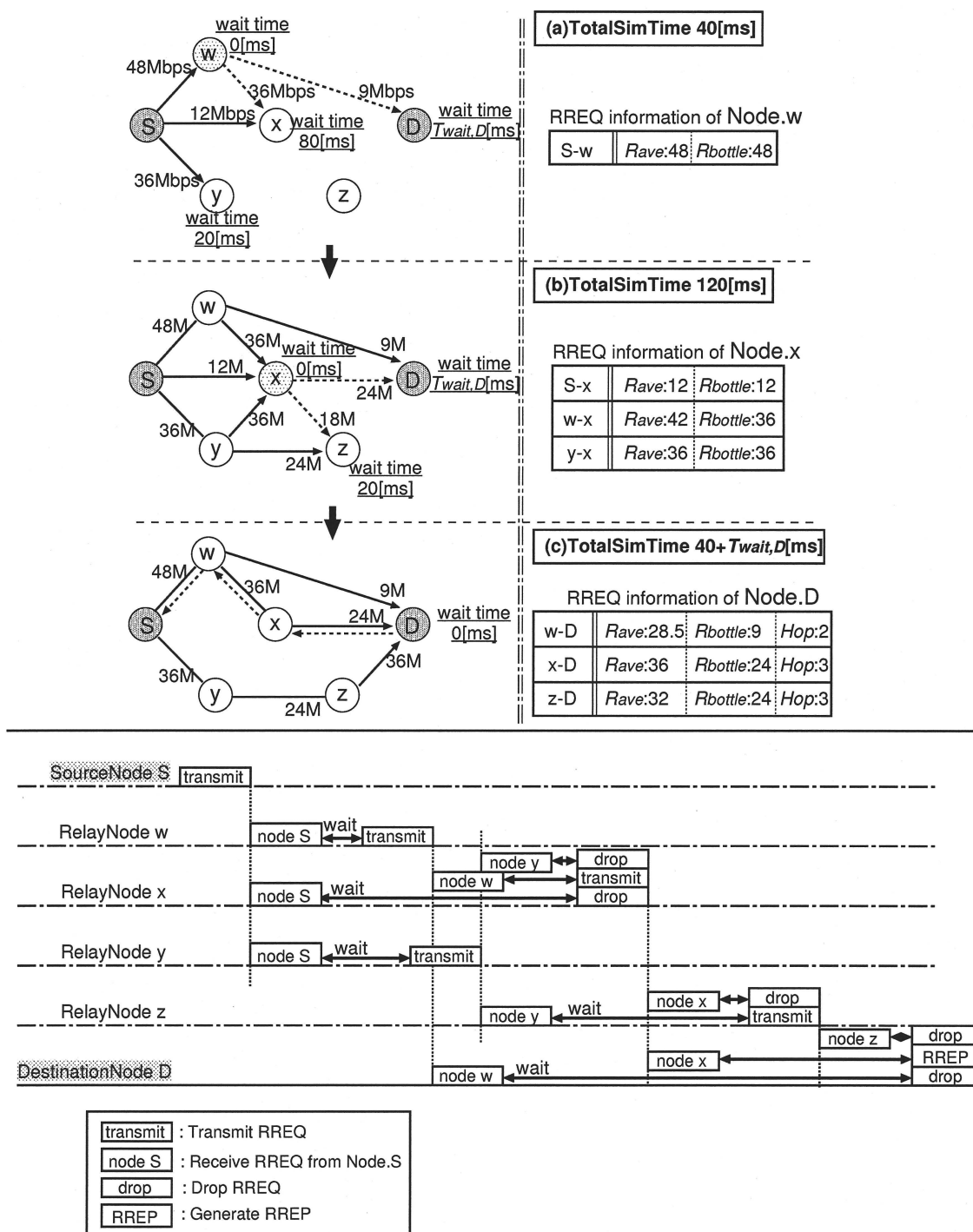


図 4.13 最適 RREQ 選択制御の動作例

4.3 数値例

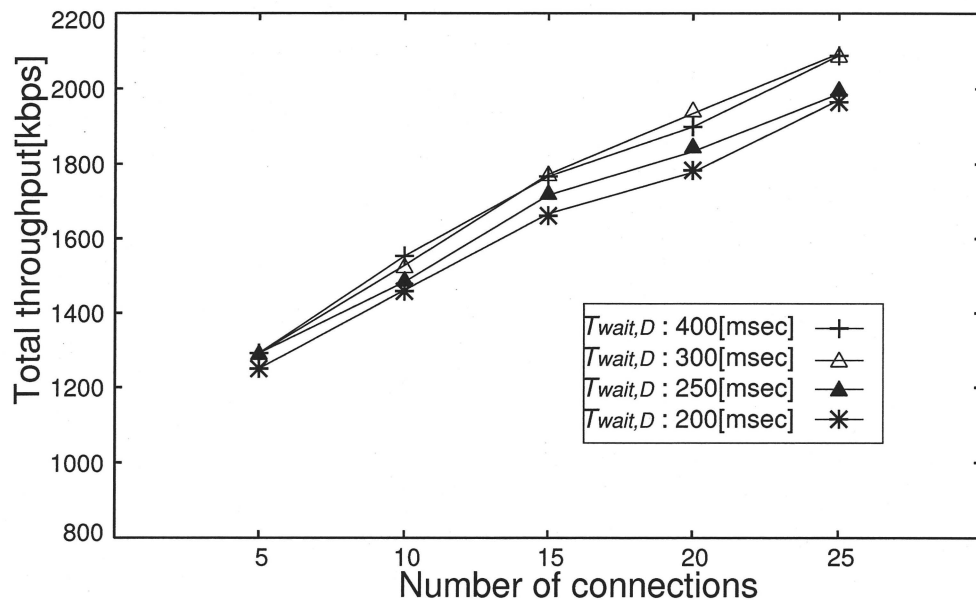
提案方式の有効性を確認するために，ネットワークシミュレータ (QualNet [28]) による評価を行った．比較対象として，AODV に ARF を適用したものを採用し，提案方式との比較を行う．

4.3.1 シミュレーション環境

シミュレーションモデルとして，すべてのノードが電源につながれており，電力が供給できる無線メッシュネットワークを想定している．シミュレーション諸元を表 4.2 に示す．シミュレーション中はノードは静止しており，試行 1 回毎にノードをランダム配置する．また，100 回の試行の平均値を結果とする．

表 4.2 シミュレーション諸元

シミュレータ	QualNet 5.0
シミュレーションエリア	1500[m]×1500[m]
ノード数	200
ノード配置	ランダム
伝送方式	IEEE 802.11g
伝送路	AWGN
アプリケーション	FTP
パケットサイズ	1024[byte]
コネクション数	5, 10, 15, 20, 25
シミュレーション時間	60[s]
試行回数	100

図 4.14 宛先ノードにおける RREQ 受信待機時間 ($T_{wait,D}$) の設定

4.3.2 宛先ノードでの RREQ 受信待機時間

提案方式では、宛先ノードでの RREQ 受信待機時間は長く設定するほど、最適な経路候補を収集することが可能となる。しかし、必要以上に長い時間を設定する事は経路構築時間が延びるため望ましくない。よって、RREQ 受信待機時間の最適値を見つける必要があるため、 $T_{wait,D}$ の値を変化させた場合について評価を行った。

図 4.14 に宛先ノードにおける RREQ 受信待機時間 ($T_{wait,D}$) の設定値の結果を示す。結果より、300[msec] を境にエンド間のスループット特性が劣化を始めることがわかる。これは、宛先ノードでの受信待機時間が短くなることにより、最適な経路候補の RREQ が受信できなくなるためだと考えられる。また、300[msec] で特性向上に有効な経路候補が収集できるため、その時間以上長く設定をしても特性向上が見込めないことが確認できる。この結果に基づき、下記のシミュレーションでは $T_{wait,D}$ の値を 300[msec] と設定し、評価を行う。

4.3.3 中間ノード RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御

ボトルネック伝送レート評価

提案方式により、ボトルネックリンク問題がどの程度改善されたのかを検討するため、「中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」、「中間ノード：制御なし+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」、「中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード：制御なし」について評価を行った。

図 4.15, 4.16, 4.17 にそれぞれの条件時のボトルネック伝送レート率を示す。

図 4.15, 4.16 は宛先ノードで選択制御を行う場合の伝送レート率であり、図 4.17 と比較しボトルネック伝送レートが高い経路が選択されていることが確認できる。これは、宛先ノードで推定伝送レート情報を参照することが可能となり、経路全体の最適な候補が選択できているためである。また、図 4.15 では中間ノードで推定伝送レートに応じた RREQ 転送遅延処理を行っていることから、高伝送レートを利用する候補が優先的に次ホップノードや宛先ノードまで情報を伝えることが可能となる。その結果、図 4.16 と比較して低伝送レートを利用するリンクの割合が減少する。一方、図 4.17 では、宛先ノードで選択制御を行わないため、宛先ノードと直前のノード間の距離が長い低伝送レートを利用する経路候補が最も早く宛先ノードに届くことから、低伝送レートを利用するリンクの割合が増加する。

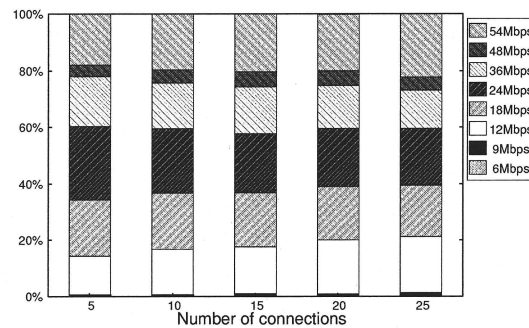


図 4.15 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御 + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]

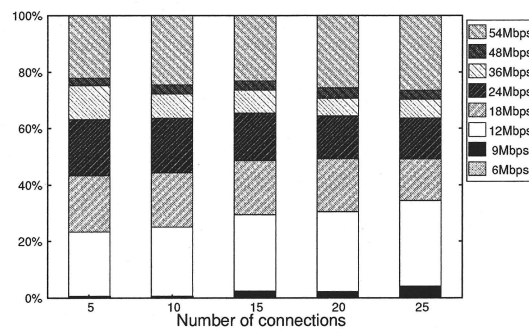


図 4.16 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：制御なし + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]

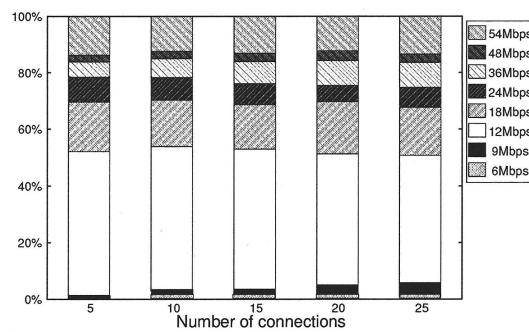


図 4.17 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御 + 宛先ノード：制御なし]

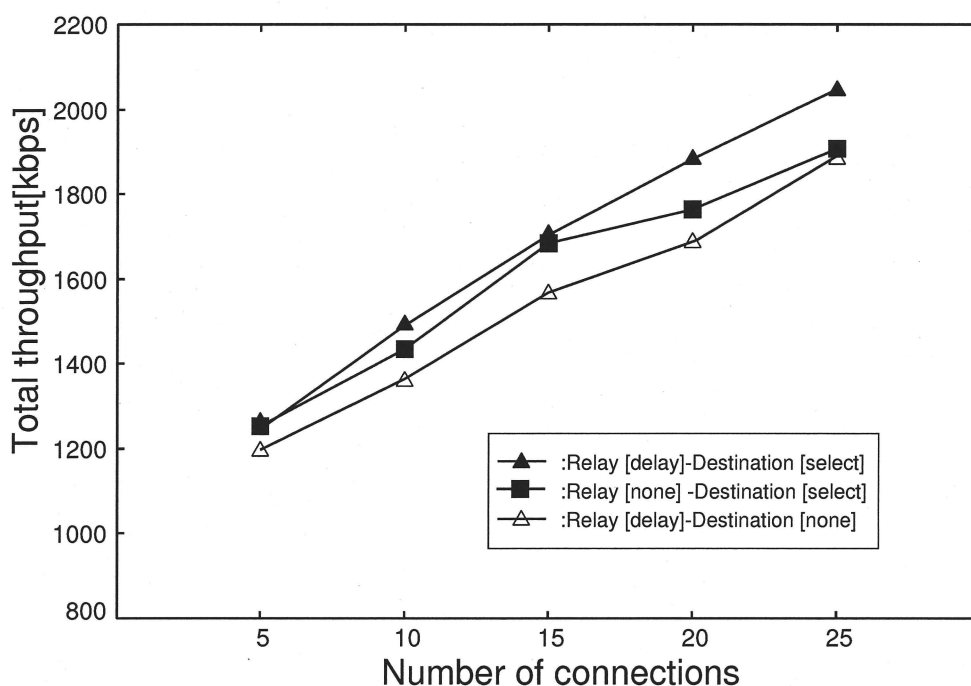


図 4.18 エンド間スループット特性評価 [RREQ パケット送信タイミング制御+最適 RREQ 選択制御]

エンド間スループット特性評価

図 4.18 に「中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」,「中間ノード：制御なし+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」,「中間ノード：RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード：制御なし」のエンド間スループット特性の結果を示す。

結果より, 中間ノードと宛先ノードでそれぞれの制御を行ったものが最もスループット特性が向上していることが確認できる。これは, 中間ノードで低伝送レートの経路候補の拡散を防ぎ, 高伝送レートの経路候補を優先的に転送することで, 宛先ノードで最適な候補が選択できているためである。一方, 宛先ノードで選択を行わない場合にスループット特性が別の条件と比較して劣化している。原因として, ボトルネックリンクを含んだ経路を構築してしまうことで, 帯域の占有が起こり, スループット特性に影響が出たと考えられる。

4.3.4 中間ノード最適 RREQ 選択制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御 ボトルネック伝送レート評価

提案方式により、ボトルネックリンク問題がどの程度改善されたのかを検討するため、「中間ノード：最適 RREQ 選択制御+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」，「中間ノード：制御なし+宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」，「中間ノード：最適 RREQ 選択制御+宛先ノード：制御なし」について評価を行った。

図 4.19, 4.20, 4.21 にそれぞれの条件時のボトルネック伝送レート率を示す。

図 4.19 は提案方式の伝送レート率であり、図 4.21, 4.20 と比較しボトルネック伝送レートが高い経路が構築されていることが確認できる。これは、中間ノードで最適な RREQ を選択できるため、適切な転送端末の情報を RREQ パケットに付加することが可能となる。また、宛先ノードでも該当情報を参照することが可能となり、経路全体の最適な候補が選択できているためである。図 4.21, 4.20 のように中間ノードや宛先ノードで制御を行わない条件では、低伝送レートを利用するリンクの割合が増加する。理由として、中間ノードで最適 RREQ 選択制御を行わない場合、既存の AODV プロトコルと同様にリンク品質の考慮されていない経路が選択肢として宛先ノードに集まり、選択される可能性があるためである。宛先ノードで最適 RREQ 選択制御を行わない場合では、宛先ノードと直前のノード間の距離が長い低伝送レートを利用する経路候補が最も早く宛先ノードに届くためである。

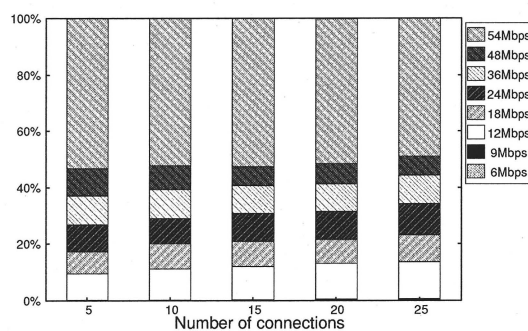


図 4.19 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：最適 RREQ 選択制御＋宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]

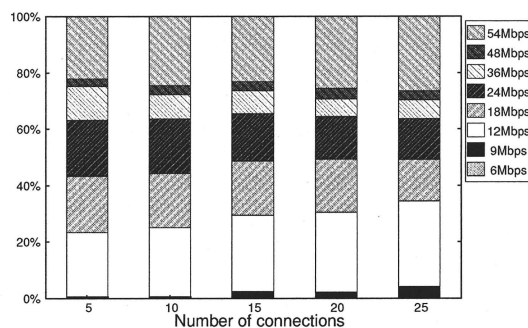


図 4.20 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：制御なし＋宛先ノード：最適 RREQ 選択制御]

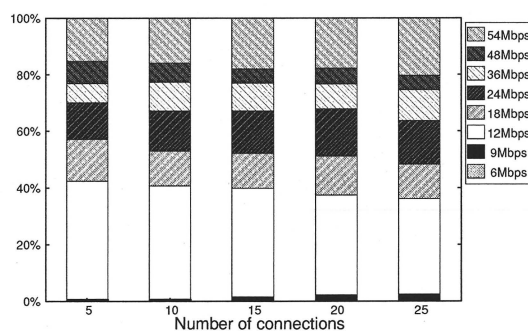


図 4.21 ボトルネック伝送レート率 [中間ノード：最適 RREQ 選択制御＋宛先ノード：制御なし]

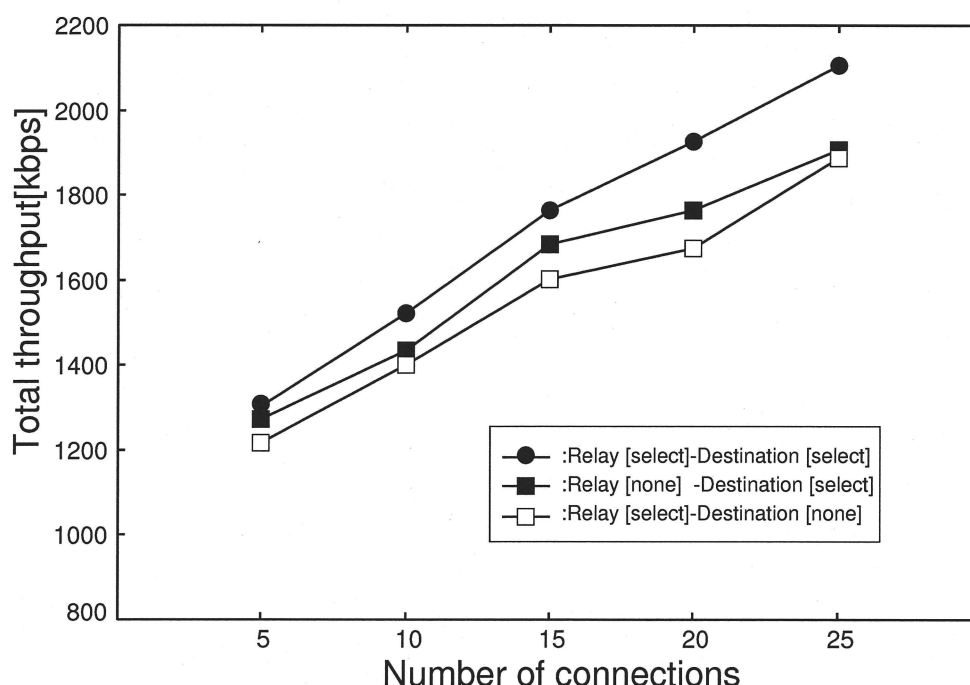


図 4.22 エンド間スループット特性評価 [最適 RREQ 選択制御 + 最適 RREQ 選択制御]

エンド間スループット特性評価

図 4.22 に「中間ノード：最適 RREQ 選択制御 + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」, 「中間ノード：制御なし + 宛先ノード：最適 RREQ 選択制御」, 「中間ノード：最適 RREQ 選択制御 + 宛先ノード：制御なし」のエンド間スループット特性の結果を示す。

結果より, 中間ノードと宛先ノードでそれぞれの制御を行ったものが最もスループット特性が向上していることが確認できる。これは, 中間ノードで最適な RREQ を選択を行うことで, 適切な転送端末の情報を RREQ パケットに付加することが可能となり, 宛先ノードでも該当情報を参照することで経路全体の最適な候補が選択できているためである。一方, 宛先ノードで選択を行わない場合にスループット特性が別の条件と比較して劣化している。原因として, ボトルネックリンクを含んだ経路を構築してしまうことで, 帯域の占有が起こり, スループット特性に影響が出たと考えられる。

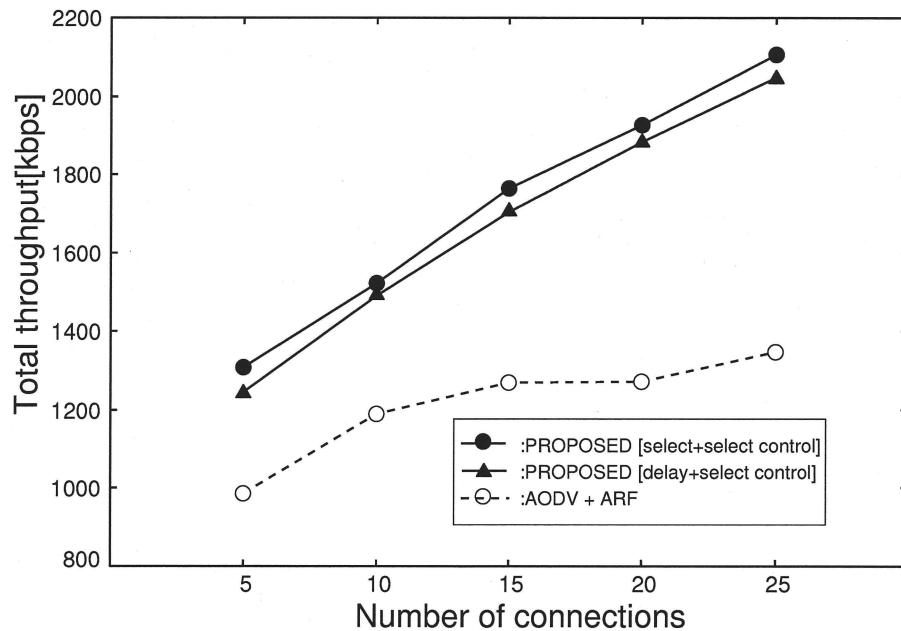


図 4.23 エンド間スループット特性（静止環境下）

4.3.5 総合評価（静止環境下）

エンド間スループット特性評価

図 4.23 に提案方式 [中間ノード最適 RREQ 選択制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御], 提案方式 [中間ノード RREQ パケット送信タイミング制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御], AODV に ARF を適用したものの静止環境下でのエンド間スループット特性の結果を示す。

結果より、提案方式のいずれの条件の場合でも既存方式と比較し、スループット特性の向上が確認できる。特に、中間ノード及び宛先ノードで最適 RREQ 選択制御を行うことにより、最大で約 60 % の特性向上が可能となる。中間ノードで RREQ パケット送信タイミング制御を行うものでは中間ノードで最適 RREQ 選択制御を行うものと比べ若干スループットが低下している。理由として、中間ノードで RREQ パケット送信タイミング制御を行うものでは初めの RREQ のみを処理し、2 目以降に高品質の RREQ 候補が受信されたとしても破棄されてしまうからだと考えられる。また、提案方式では SINR に基づいた推定伝送レートより最

適経路選択を行っているため、コネクション数が増加した場合に、より高い効果が表れている。一方、ARFではリンク環境に適した伝送レートへ変動するものの、干渉の影響が大きいリンクや通信距離が長いリンクを経路間に含んでいる場合があるため、低伝送レートに変動していることが考えられる。また、通信コネクション数が多い場合では、その影響が大きく表れることから、スループット特性が劣化する原因であると考えられる。

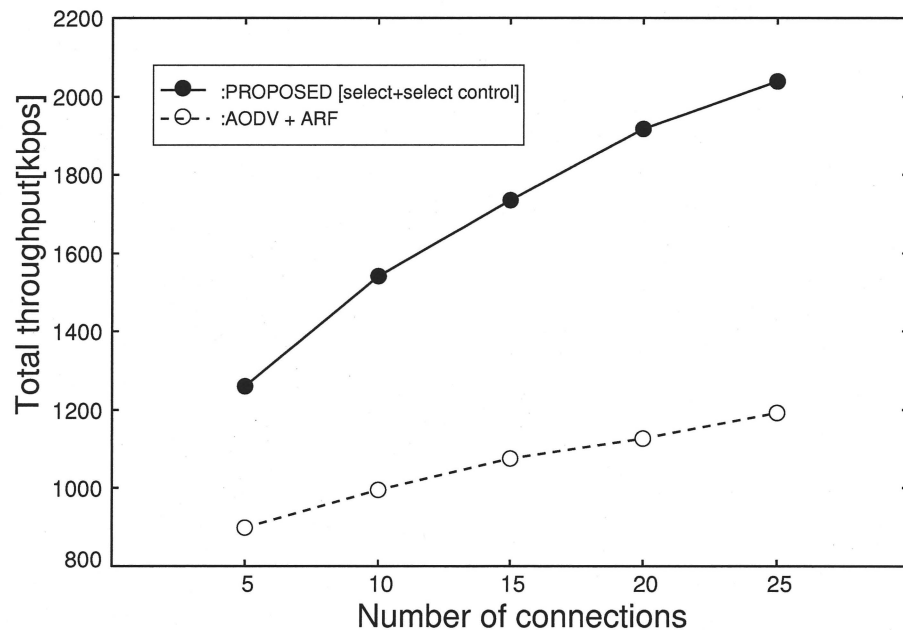


図 4.24 エンド間スループット特性（移動環境下）

4.3.6 総合評価（移動環境下）

エンド間スループット特性評価

図 4.24 に提案方式 [中間ノード最適 RREQ 選択制御+宛先ノード最適 RREQ 選択制御], AODV に ARF を適用したものの移動環境下でのエンド間スループット特性の結果を示す. 各ノードはシミュレーションエリア内をランダムに移動し, 移動速度 0.5~2[m/s] で特性評価を行った.

結果より, 提案方式では既存方式と比較し, スループット特性の向上が確認できる. 移動環境下では, 中間ノード及び宛先ノードで最適 RREQ 選択制御を行うことにより, 最大で約 70 % の特性向上が可能となる. 静止環境下での提案方式のエンド間スループット特性と比較して, 移動環境化でも特性劣化がみられない. 理由として, 提案方式ではリンク環境の変化が起こり通信が行えなくなると経路が切断され, その時々のリンク環境に最適な経路を再構築するため, 移動環境下でも静止環境下同等のエンド間スループット特性向上が可能となる. 一方, ARF では静止環境下でのエンド間スループット特性と比較して, 移動環境下では特性の

劣化がみられる。これは、ARFでは伝送レートの決定はACKの受信状態に依存し、移動環境下では常にリンク環境の変化が起こることから、ノードの移動により決定された伝送レートでは通信ができなくなることが原因でスループット特性の劣化が起こると考えられる。

第5章

結論

5.1 本研究のまとめ

伝送レート制御と経路制御を包括的に検討するクロスレイヤ設計を用いた経路構築を行うことで、エンド間のスループット特性が向上可能である。しかし、既存研究では高スループット化に重点がおかれており、エンド間で最も伝送レートの低くなるボトルネックリンクについて十分考慮がなされていなかった。本論文では、SINR から利用可能な伝送レートを推定することで、エンド間スループットとボトルネックリンクを考慮する経路制御手法を提案した。提案方式では、RREQ パケットフォーマットにボトルネック伝送レート情報フィールドを付加することで、宛先ノードまでボトルネック伝送レート情報を伝達することを可能とした。また、中間ノードでは RREQ パケット送信タイミング制御及び最適 RREQ 選択制御を行うことで、高品質リンクの経路を優先的に宛先ノードまで届けた。さらに、宛先ノードにおいて最適経路選択を行うことでボトルネックリンクを考慮した高伝送レート利用する経路の選択を行った。

シミュレーション結果より、提案方式を用いることでボトルネック伝送レートが高い経路を優先して選択できることを確認し、ネットワーク全体のエンド間スループット特性が向上可能であることを示した。また、SINR に基づいた推定伝送レートを経路選択に利用しているため、ネットワークが混雑した状況で高い効果を発揮できることを示した。

参考文献

- [1] E. M. Royer and C. K. Toh, “A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks”, IEEE Pers. Commun, Vol.6, No.2, pp.46-55, April 1999.
- [2] Andrea Goldsmith, “ワイヤレス通信工学”, 丸善, August 2007.
- [3] C. K. Toh, “アドホックモバイルワイヤレスネットワークプロトコルとシステム”, 共立出版, June 2003.
- [4] 小牧 省三, 間瀬 憲一, 松江 英明, 守倉 正博, “無線 LAN とユビキタスネットワーク”, 丸善, January 2004.
- [5] 蓮池 和夫, B. Somprakash, 植田 哲郎, “アドホックネットワークの技術的課題”, 信学論 (B), Vol.J85-B, No.12, pp.2007-2014, 2002.
- [6] S. Corson and J. Macker, “Mobile ad hoc networking(MANET) : Routing protocol performance issues and evaluation considerations”, IETF, RFC 2501, January 1999.
- [7] S. R. Das, R. Castaneda, and J. Yan, “Simulation-based performance evaluation of routing protocols for mobile ad hoc networks”, Mobile Networks and Applications (MONET), Vol.5, No.3, pp.179-189, September 2000.
- [8] 原田 博司, “スマートユーティリティネットワーク ～概要および標準化動向～”, 信学技報, vol.110, no.252, SR2010-48, pp.57-64, 2010.
- [9] A. Kamerman and L. Monteban, “WaveLAN-II: A High-Performance Wireless LAN for the Unlicensed Band”, Bell Lab Technical Journal, Vol.2, No.3, pp.118-133, August 1997.

- [10] M. Lacage, M. H. Manshaein, T. Turletti, “IEEE 802.11 Rate Adaptation: A Practical Approach”, ACM International Workshop on Modeling Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems (MSWiM), pp.126-134, October 2004.
- [11] G. Holland, N. Vaquidya, P. Bahl, “A Rate-Adaptive MAC Protocol for Multi-Hop Wireless Networks”, ACM International Conference on Mobile Computing and Networking (Mobicom), pp.236-251, July 2001.
- [12] 伊藤 梓佐, 岡田 啓, 間瀬 憲一, “無線メッシュネットワークにおけるレート選択・設定法に関する検討”, 信学技報, AN2008-7, pp.55-59, 2008.
- [13] S. H. Y. Wong, S. L. H. Yang, and V. Bharghavan, “Robust rate adaptation for 802.11 wireless networks”, ACM Mobicom, 2006.
- [14] P. Chevillat, J. Jelitto, A. N. Barreto, and H. L. Truong, “A dynamic link adaptation algorithm for IEEE802.11a wireless LANs”, in Proc. IEEE ICC'03, pp.1141-1145, May 2003.
- [15] J. P. Pavon, and C. Sunghyun, “Link adaptation strategy for IEEE802.11 WLAN via received signal strength measurement”, in Proc. IEEE ICC'03, pp.1108-1113, May 2003.
- [16] B. Lee, and H. Tseng, “A Safe Multiple Access-Rates Transmission (SMART) Scheme for IEEE 802.11 Wireless Networks”, IEICE Trans. Commun., vol.E87-B, no.1, pp.46-55, June 2004.
- [17] C. E. Perkins, E. M. B-Royer and S. R. Das, “Ad Hoc On-demand Distance Vector(AODV) Routing”, IETF, RCF3561, July 2003.
- [18] D. B. Johnson, D. A. Maltz, and Y. C. Hu, “The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks(DSR)”, Draft-ietf-manet-dsr-10.txt, IETF Internet Draft, July 2004.
- [19] P. Jacquet, P. Muhlethaler, A. Qayyum, A. Laouiti, L. Viennot, and T. Clausen, “Optimized link state routing protocol”, Draft-ietf-manet-olsr-02.txt, IETF Internet Draft, January 2000.

- [20] B. Bellur, R. G. Ogier, and F. L. Templin, “Topology broadcast based on reverse-path forwarding (TBRPF)”, Draft-ietf-manet-tbrpf-00.txt, IETF Internet Draft, August 2000.
- [21] Z. J. Bellur, M. R. Pearlman, and P. Samar, “The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks”, Draft-ietf-manet-zone-zrp-04.txt, IETF Internet Draft, July 2002.
- [22] D. S. J. De Couto, D. Aguayo, B. A. Chambers, and R. Morris, “Performance of multihop wireless networks: Shortest path is not enough”, *Computer Communication Review*, 33(1):83-88, 2003.
- [23] D. H. Kown, W. J. Kim, Y. J. Suh, “Performance comparisons of two on-demand Ad-hoc routing protocols in dynamic rate shifting WLANs”, *Proceedings of IEEE International Conference on Communications(ICC'03)*, Anchorage, AK, USA. Piscataway, NJ, USA: IEEE2003 512-516, 2003.
- [24] M. M. Rahman, D. S. Kim, C. S. Hong, S. Han, J. P. Hong, “A routing protocol for multi-rate wireless ad-hoc networks: Cross layer approach”, *ICOIN'09 Proceedings of the 23rd international conference on Information Networking*, 2009.
- [25] Y. Wei, X. Guo, M. Song, and J. Song, “High throughput route selection in multi-rate wireless mesh networks”, *J. China Universities of Posts and Telecom.*, vol.15, no.3, pp.13-18, 2008.
- [26] M. Bandai and T. Watanabe, “An on-demand routing using signal strength for multi-rate ad hoc networks”, *IEICE Trans. Commun.*, vol.E90-B, no.9, pp.2504-2512, September 2007.
- [27] R. Bai, M. Singhal, and Y. Qang, “On supporting high-throughput routing metrics in on-demand routing protocols for multi-hop wireless networks”, *J. Parallel Distrib. Comput.*, vol.67, no.10, pp.1108-1118, 2007.
- [28] Network Simulator QualNet, <http://www.scalable-networks.com/>

- [29] R. E. Kahn, S. A. Gronemeyer, J. Burchfiel, and R. Kunzelman, "Advances in Packet Radio Technology", Proc. IEEE, Vol.66, No.11, pp.1468-1496, November 1978.
- [30] F. A. Tobagi, and L. Kleinrock, "Packet Switching in Radio Channels:Part-II-the hidden terminal problem in carrier sense multiple-access models and the busy-ono solution", IEEE Trans.Comm., Vol.COM-23, No.12, pp.1417-1433, 1975.
- [31] J. Jubin, and J. D. Tornow, "The DARPA Packet Radio Network Protocols", Proc.IEEE, Vol.75, No.1, pp.21-32, January 1987.
- [32] Distributed Systems and Networks Lab, <http://smesh.org/>
- [33] A. Farbod and T. D. Todd, "Resource Allocation and Outage Control for Solar Powered ESS Mesh Networks", IEEE Transactions on Mobile Computing, 2006.
- [34] B. P. Crow, I. Widfafa, J. G. Kim, and P. T. Sakai, "IEEE802.11 Wireless Local Area Networks", IEEE Commun. Mag., pp.116-126, September 1997.
- [35] I. S. 802.11b 1999, "Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High-speed physical layer extension in the 2.4 GHz Band", Technical report, September 1999.
- [36] I. S. 802.11a 1999, "Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High-speed physical layer extension in the 5 GHz Band", Technical report, September 1999.
- [37] I. S. 802.11g 2003, "Part 11: Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: High-speed physical layer extension in the 2.4 GHz Band", Technical report, June 2003.
- [38] I. S. 802.11n 2009, "Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications", Technical report, 2009.
- [39] C. P. P. Bhagwat, "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers", Proc. ACM SIGCOMM'94, pp.234-244, September 1994.

- [40] S. Murthy, J. J. Garcia-Luna-Aceves, “An Efficient routing protocol for wireless networks”, ACM MONET Journal, pp.183-197, October 1996.
- [41] AODV Public Implementations, “AODV Public Implementations”,
<http://moment.cs.ucsb.edu/aodv/>

謝 辞

本論文を進めるにあたり，小林英雄教授，森香津夫教授，内藤克浩助教には適切な御助言を賜りならびに御指導をしていただき，感謝の意を表します．最後に，常に完璧な研究設備の環境を整えてくださった山本好弘技官，ならびに通信工学研究室の院生，学部生に深く感謝致します．

研究業績

- 日榮祐介，内藤克浩，森香津夫，小林英雄，“無線メッシュネットワークにおける適応伝送レート制御を用いた経路制御手法の一検討”，電子情報通信学会東海支部卒業研究発表会，OA3-4，2010 年 3 月
- 日榮祐介，内藤克浩，森香津夫，小林英雄，“無線メッシュネットワークにおける適応伝送レート制御を用いた経路制御手法の一検討”，電気関係学会東海支部連合大会，M5-4，2010 年 8 月
- 日榮祐介，内藤克浩，森香津夫，小林英雄，“適応レート制御を行う平均伝送レートに基づいたアドホック経路制御プロトコルの一検討”，電気関係学会東海支部連合大会，B1-6，2011 年 9 月
- 日榮祐介，内藤克浩，森香津夫，小林英雄，“メッシュネットワーク用のエンド間スループットとボトルネックリンクを考慮する複数伝送レートを用いる経路制御プロトコル” 電子情報通信学会ユビキタス・センサネットワーク研究会，USN2011-57，Vol.111，No.386，pp.1-6，2012 年 1 月