

博士論文

TDMA ベース無線メッシュネットワークにおける  
フロー間の干渉関係を考慮した経路探索と  
スロット予約方式

The route discovery and slot allocation methods in the  
TDMA-based wireless mesh network with considering  
the radio interference among the communication flows

57302 齋藤 健太郎

指導教員 中山 雅哉 准教授

2008 年 8 月

東京大学新領域創成科学研究科 基盤情報学専攻



## 概要

802.11 無線 LAN や Zigbee 等の免許不用の小電力無線の普及に伴い、これらの無線基地局どうしを無線で接続しメッシュ型の無線アクセス網を構成する事で、ある程度の広さのエリアに無線アクセス網を構築する事ができる無線メッシュネットワークの技術が普及してきている。近年では、これらのメッシュネットワークにおいて、データ通信のようなベストエフォート型のトラフィックだけでなく、音声やビデオストリーミング等のようなマルチメディアトラフィックを効率良く収容できる事が求められている。しかし 802.11 DCF 等で用いられている RTS/CTS メッセージを用いた Contention Based MAC では、このようなマルチホップ接続や、マルチメディアトラフィックの収容に対して十分に考慮されていない。

マルチメディアトラフィックのような一定に近いビットレートで長時間継続するトラフィックを、アプリケーションの QoS を保障しながら効率良く収容するためには、802.11 が従来から RTS/CTS を用いて行っている Contention Base の MAC 技術よりも、通信を開始する際にあらかじめ通信経路に対して必要量の帯域予約を行う TDMA MAC 技術が有利である。そのため、802.11 ベースのメッシュネットワークにおいても、ネットワーク内の各 AP をお互いに時刻同期させ、各 AP のデータ送受信予定をタイムスロット単位でスケジュールする TDMA base の MAC 技術を実装する試みが行われている。

本稿では、TDMA Based 無線メッシュネットワーク上の QoS Routing における経路発見技術とスロットの Spatial Reuse を考慮したスロット割り当て技術に関する検討を行った。経路発見技術に関しては、マルチパス通信環境において、発見された通信経路間の無線干渉の程度を発見経路中のノード同士の隣接関係を考慮して見積もり、最大スロット割り当てを実現するマルチパス経路を設定する Multi Route Discovery with Cumulative Broadcast (MRD-CB) を提案した。コンピュータシミュレーションにより MRD-CB の性能評価を行い、既存の Multi-Path QoS Routing 技術の最大で 2 倍のスロットを予約できるマルチパス通信経路を設定できる事を示した。また、経路全探索による最適マルチパス通信経路との比較を行い、ネットワークの混雑度が小さい場合には最適経路に近い性能を実現できる事を示した。

スロット割り当て技術に関しては、ネットワーク中に複数のフローが存在している場合には、既存のスロット割り当てでは異なるフローによって割り当てられたスロット間の Spatial Reuse が考慮されていない問題を示し、各フローが自身の通信上のボトルネックリンクに関して周辺リンクのスロット状況を調べ、Spatial Reuse を考慮して再割り当てを行う事でボトルネックリンクの利用可能スロットを回復を行う、Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links (SRSA-RNL) を提案した。コンピュータシミュレーションにより SRSA-RNL の性能評価を行い、ネットワークの混雑度が大きい場合においても、MRD-CB とスロット再割り当てを組み合わせる事によって、既存の QoS Routing 技術よりも 10 % 以上多いスロットの予約が実現できる事を示した。



# 目次

第 1 章	はじめに	1
第 2 章	TDMA MAC 技術	4
2.1	Contention Based MAC	4
2.1.1	802.11 DCF	4
2.1.2	MACA-P	5
2.1.3	Contention Based MAC の問題点	7
2.2	TDMA MAC を用いた無線資源予約技術	9
2.2.1	TDMA MAC 概要	10
2.2.2	QoS Routing 向け TDMA MAC Frame 構造	10
第 3 章	QoS Routing 技術	14
3.1	関連研究	14
3.1.1	Single-Path QoS Routing 技術	14
3.1.2	スロット割り当て手法	18
3.1.3	Multi-Path QoS Routing 技術	18
3.2	Multi Route Discovery with Cumulative Broadcast	22
3.2.1	既存 QoS Routing 技術に関する問題点	22
3.2.2	MRD-CB 概要	22
3.2.3	追加要素	24
3.2.4	中継ノードにおける QREQ 処理	28
3.2.5	Dst におけるマルチパス経路選択	30
3.3	シミュレーションによる性能評価	30
3.3.1	評価方法	30
3.3.2	経路全探索による最適経路手法	31
3.3.3	評価結果	33
第 4 章	Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links	40
4.1	既存スロット割り当て技術	40
4.1.1	liao らのスロット割り当て手法	40

4.1.2	On-Demand Link-State Multi-Path QoS Routing . . . . .	40
4.2	Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links . . . . .	42
4.2.1	既存スロット割り当て技術の問題点 . . . . .	42
4.2.2	追加要素 . . . . .	43
4.2.3	近隣リンク情報取得/再割り当て手順 . . . . .	44
4.2.4	Reallocation 手法 . . . . .	47
4.2.5	SRSA-RNL の制御オーバーヘッド . . . . .	48
4.2.6	経路発見フェーズにおける予備 PATH の設定 . . . . .	50
4.3	シミュレーションによる性能評価 . . . . .	51
4.3.1	評価方法 . . . . .	51
4.3.2	Optimized Slot Allocation with MIP Solver . . . . .	52
4.3.3	測定結果 . . . . .	54
4.3.4	フロー間の干渉を考慮した最適スロット割り当てとの比較 . . . . .	60
第 5 章	まとめ	66
	謝辞	69
	発表文献	70
	参考文献	71
付録 A	制御オーバーヘッドに関する考察	77
付録 B	集中トラフィック環境における考察	81

# 第 1 章

## はじめに

近年 802.11 無線 LAN[1] や Zigbee 等 [2] の免許不用の小電力無線の普及に伴い、携帯電話網だけでなく、屋内外の無線 LAN ホットスポット環境等、ユーザが無線を用いてインターネットにアクセスする手法は様々に実現している。これらの無線アクセスを用いることで一般ユーザは通信インフラの存在を特に意識することなく通信を行うことができる。しかしインフラを設置する側では非常に多くの労力が必要である。例えば、無線基地局を設置した場合にはその裏側には必ず有線環境を設置する必要がある、これがホットスポットの面的な拡大の実現を妨げていると考えられる。また、複数の基地局を設置する場合はお互いに干渉が発生しないように通信チャネルの割り当て、設置場所や通信電力を調整する必要がある。このため、無線インフラの構築には有線接続環境、予備知識や技術が必要であり、一般ユーザが気軽に実現できるものではない。

このような問題に対して、近年これらの無線基地局どうしを無線で接続し、メッシュ型の無線アクセス網を構成する無線メッシュネットワークの技術 [3][4] が注目されている。ノーテル社の Wireless Access Point[5]、シスコ社の Cisco Aironet 1520 シリーズ [6]、モトローラ社の MOTOMESH[7]、スカイリー社の DECENTRA Advance[8] 等、多くのベンダーによりメッシュネットワーク型無線 LAN 製品が提供されている。

無線メッシュネットワークを構成することで、固定的なインフラを設置する事なく、屋内にある無線機器同士を必要に応じて迅速に相互接続する事が可能となる。例えば企業のオフィス、学校、店舗、ベント会場、展示会場等に一時的な無線 LAN アクセス網を設置する事や、屋外の限られたエリアに一時的な無線 LAN アクセス網を設置する事が考えられる [9][10][11]。

また、情報家電分野において、ホームサーバとディスプレイ等のオーディオ機器を高速無線で接続し、番組の閲覧、検索等を連動させる等、従来ネットワークに接続されていない機器をネットワークに手軽に接続できるようになり、新たなサービスの検討等が行われている [12]。この他にもビルやオフィス、工場の管理システムにおいて、監視カメラとシステムを ZigBee を用いてメッシュネットワークで接続し、工場内のセンサーシステムを統合化する試みが行われている。

一方、屋外においても、有線網に接続するだけでなく、WiMAX 等の Wireless MAN (Metropolitan Area Network) [13] 技術と組み合わせる事で、屋外に簡易にインターネット

## 2 第1章 はじめに

アクセス網を構築する試みが行われている。たとえばシンクチューブ社によって神戸市に 20 台規模の WiMAX と無線 LAN を用いたメッシュネットワーク [14]、StrixSystems 社によってアメリカ アリゾナ州に 650 台規模の無線 LAN メッシュネットワークの実証実験が行われている [15](図 1.1)。

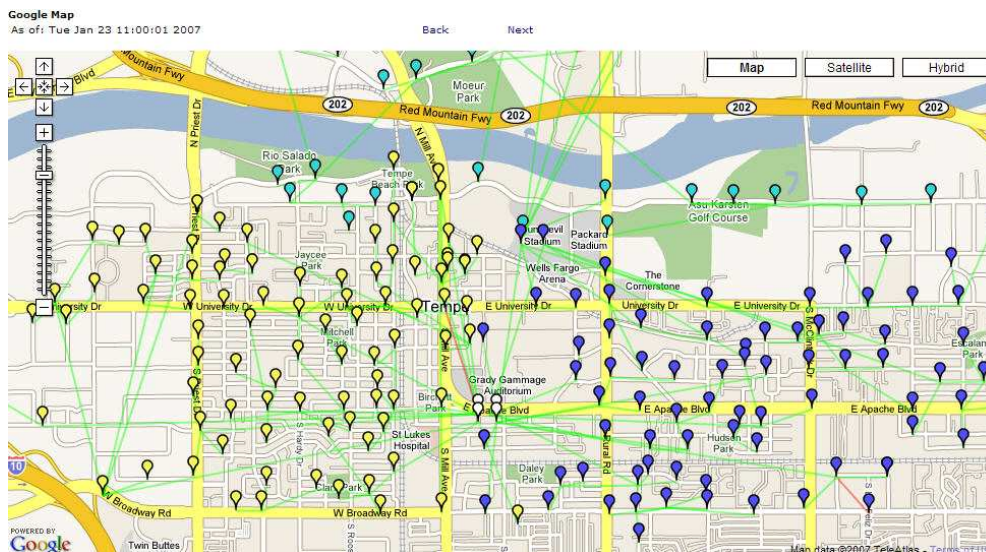


図 1.1. Strixsystems 社によるメッシュネットワーク構築実験 (Tempe City, USA)

このような無線メッシュネットワークの普及に伴い、これらのメッシュネットワークにおいて、データ通信のようなベストエフォート型のトラフィックだけでなく、音声やビデオストリーミング等のようなマルチメディアトラフィックを伝送する試みが行われている。これらの定ビットレートに近いマルチメディアトラフィックに対して QoS を保障するためには、802.11 が従来から RTS/CTS を用いて行っている Contention Base の MAC 技術よりも、通信を開始する際にあらかじめ通信経路に対して必要量の帯域予約を行う TDMA MAC 技術が有利である。そのため、802.11 ベースのメッシュネットワークにおいても、ネットワーク内の各 AP をお互いに時刻同期させ、各 AP のデータ送受信予定をタイムスロット単位でスケジュールする TDMA base の MAC 技術を実装する試みが行われている。

TDMA MAC 技術において、各通信フローの帯域要求を満たすためには、ネットワーク内の利用可能な通信帯域の情報を残さず発見する経路探索技術と、各 AP 間の電波到達範囲を考慮して、スロットの利用率の高いスロット割り当てを行う技術が必要である。しかし、既存の経路探索技術では、ネットワーク内の中継ノードにおいて複数の経路候補が発見された場合、発見経路同士で発生する無線干渉の程度を見積もることができないため、最初に発見した経路情報のみが用いられる。そのため通信帯域が予約可能な有効な経路情報を失ってしまう問題点がある。本稿では、各経路候補に含まれる中継ノードの隣接ノード情報を保持することで、発見経路同士で発生する無線干渉の程度を見積もる Multi-Route Discovery with Cumulative Broadcast (MRD-CB) を提案する。また、既存のスロット割り当て方式では、各通信フロー

は自フローの経路上の AP のスロット情報しか得られないため、フロー同士が利用可能なスロットを浪費しあい、無駄が発生している。本稿では、フローに対してスロット割り当てる際に、近隣 AP のスロット情報を取得し、スロットの空間的利用効率を考慮して近隣 AP のスロットの再割り当てを行う Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links (SRSA-RNL) を提案する。

## 第2章

# TDMA MAC 技術

近年の 802.11 無線 LAN の普及に伴い、一般のユーザが複数の無線 AP をマルチホップ接続させ、無線メッシュネットワーク [3] を構築することが容易になりつつある。さらに、近年ではユーザトラフィックの多様化に伴い、これらのメッシュネットワークにおいて、データ通信のようなベストエフォート型のトラフィックだけでなく、音声やビデオストリーミング等のようなマルチメディアトラフィック等、様々な特性を持ったトラフィックを効率良く収容される事が期待されている。

802.11 DCF で用いられている Contention Based MAC は仕組みが単純であり広く用いられているが、ノードどうしが無線資源を取り合う際に無線チャンネル上で無通信時間が発生する等、無駄が多い。また、取得される無線資源特にバラつきが多く、低ビットレートに近いマルチメディアトラフィックを収容する際に QoS が低下する問題が指摘されている。

本章では、上記の Contention based MAC の問題点を示し、マルチメディアトラフィックを収容する際に非常に有利である TDMA MAC の研究状況について述べる。

### 2.1 Contention Based MAC

802.11 無線 LAN は現在最も多くユーザによって設置されている免許不要な無線通信方式である。802.11 では、MAC プロトコルには Contention based MAC である 802.11 DCF (Distribute Control Function) [1][16][17] が用いられている。802.11 DCF は送受信を行う各ノードが無線のキャリアセンスを行い、RTS/CTS を用いて無線資源を予約して通信を行う自律分散制御であり、仕組みが単純な事もあって広く普及してきた。現在では、802.11 DCF の性能上の問題点も指摘され、様々な改良手法が提案されている。以下、これらの Contention based MAC 技術について説明する。

#### 2.1.1 802.11 DCF

図 2.1 を用いて、802.11 DCF の概要を説明する。①送信者 1 は無線をキャリアセンスし、無線キャリア上で他の通信が行われていないことを確認後、受信者に  $RTS_1$  (Request To

Send)を送信する。②受信者は RTS 受信時、無線で他通信が行われていなければ、送信者に  $CTS_1$  (Clear To Send) を返信する。③送信者は  $CTS_1$  受信後にデータ送信を行う。④受信者は必要に応じてデータに対する Ack 返信を行う。

また、送信者 1 の  $RTS_1$ 、受信者 1 の  $CTS_1$  を受信した他送信者 2、4 は、送信者 1 の通信終了までは新たな RTS、CTS 送信は控える。送信者 2、4 は通信終了後、ランダム時間待機した後 (random backoff)、それぞれ RTS を送信し自身の通信を開始しようと試みる (a)。random backoff 中に他のノードが先に RTS や CTS を送信した場合は backoff タイマーを一時停止し、その通信終了後に残りの backoff 時間分待機を行う。また、 $RTS_1$ 、 $CTS_1$  を受信できない位置にいる送信者 3 は、送信者 1 が通信中に RTS を送信することがある。この場合受信者 3 は既に  $CTS_1$  を受信しているので新たな CTS を送信することができず、RTS timeout が発生する (b)。送信者 3 は backoff 後再度 RTS の送信を試みる。再び RTS timeout が発生した場合は、より長い時間 backoff を行ってから (exponential backoff) RTS を送信するということを繰り返す。

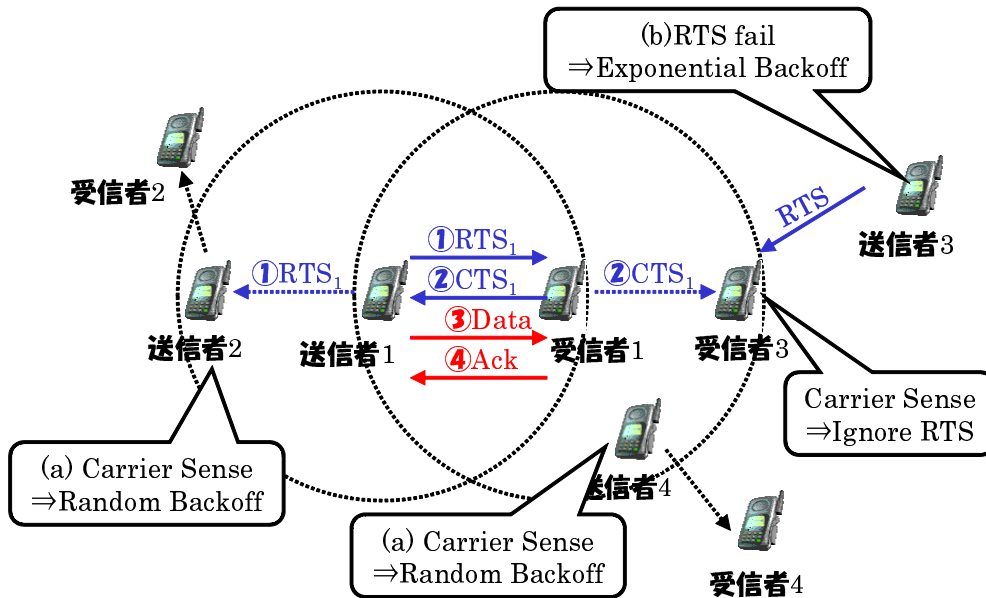


図 2.1. 802.11 DCF 概要

### 2.1.2 MACA-P

MACA-P (Media Access via Collision Avoidance with Enhanced Parallelism) [19][20] では、RTS/CTS によって行われる無線資源の予約をデータ送信時と Ack 送信時で分けて考えることで、無線資源の利用効率を高めることを目的としている。例えば図 2.1 において、802.11 DCF では  $RTS_1$ 、 $CTS_1$  を受信した範囲の全てのノードは通信を控えるが、送信者 1 が送信する  $Data_1$  と受信者 1 が送信する  $Ack_1$  は同時に送信されることはない。そのため送信者 2 は送信者 1 がデータを送信している時間は平行してデータを送信することが可能で

ある。同様に、受信者 3 は受信者 1 が Ack を送信していない時間は送信者 3 からのデータを受信することが可能である。MACA-P では、このような平行したデータ送信を実現するため、802.11 RTS/CTS メッセージのデリュージョンフィールドを利用する。デリュージョンフィールドには無線資源の利用予定時間が書かれており、802.11 では RTS か CTS のどちらかの制御フレームを誤りなく受信できたノードは、通信禁止期間 (NAV : Network Allocation Vector) を設定する。MACA-P では、このフィールドを拡張してデータ送信予定時刻と Ack 送信予定時刻を書き込む。よって図 2.2 に示した様に、送信者 2、3 は送信者 1 の通信と衝突しない様に NAV を設定することが可能となる。

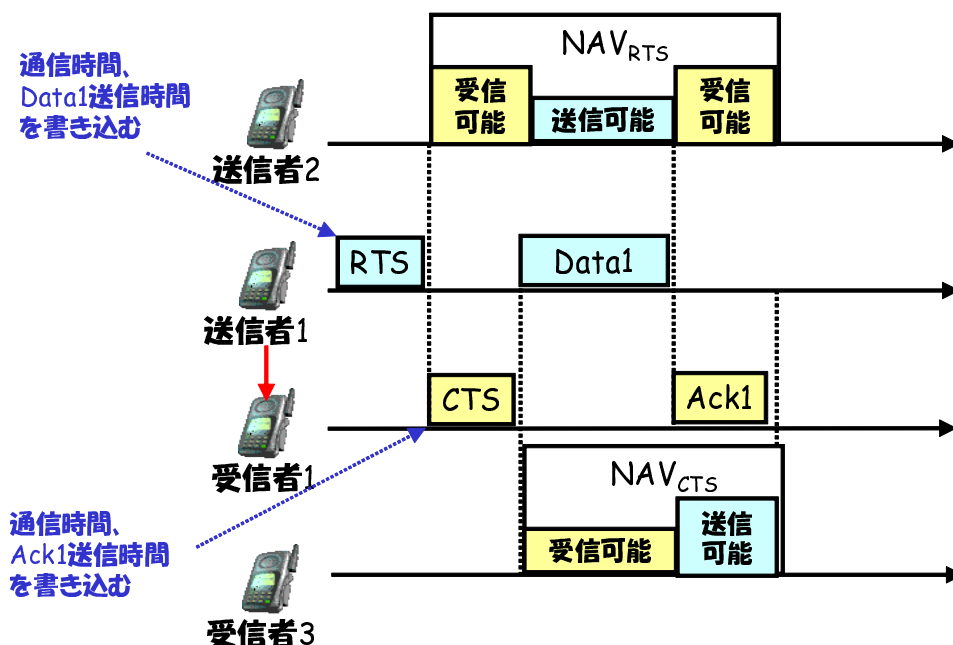


図 2.2. MACA-P における NAV の設定方法

MACA-P では、複数のノードがタイミングを同期してデータ送信することで無線資源の利用効率を向上することを目的としている。しかし並列的通信を開始するためには、送信者は近隣のノードが通信中である場合にも RTS/CTS メッセージを送受信して無線資源を予約しなくてはならない。この RTS/CTS と言った制御フレームの送受信の段階ではまだノード間でタイミングの同期が取れていないので、制御フレームとデータフレームの衝突が発生する問題が知られている。例えば図 2.3 に示す様に、送信者 1 がデータ送信中に送信者 2 と受信者 2 と通信を開始するために  $RTS_2$  を送信すると、受信者 2 が返信する  $CTS_2$  が送信者 1 の送信データと衝突する可能性が高い。同様に、送信者 3 が受信者 3 との通信を開始するために  $RTS_3$  を送信した場合、受信者 1 が Ack を送信している場合は受信者 3 で Ack と  $RTS_3$  が衝突し  $RTS_3$  を受信できない可能性が高く、一方受信者 1 がデータ受信中である場合は、受信者 3 は受信者 1 のデータ受信に干渉するため  $RTS_3$  に対する  $CTS_3$  を送信することができない。このため、MACA-P では、制御メッセージとユーザデータの通信の衝突を回避する通信

タイミング制御や無線チャネル構成が必要である。

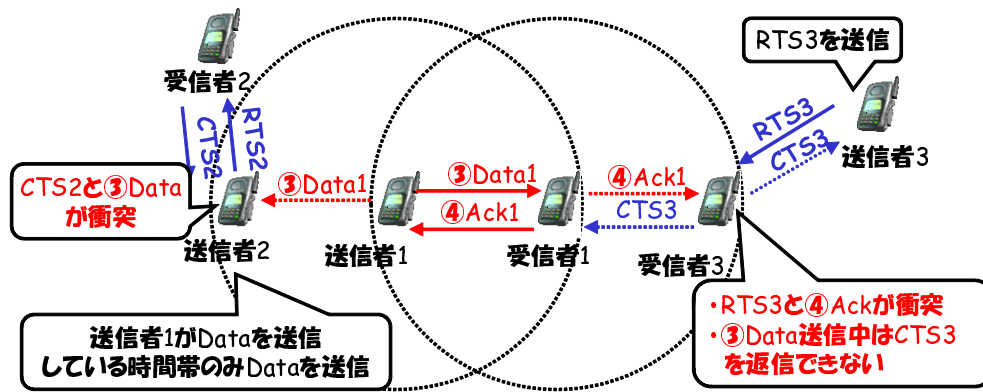


図 2.3. MACA-P における制御フレームとデータフレーム衝突の問題

### 2.1.3 Contention Based MAC の問題点

#### 制御オーバーヘッドの問題

802.11 DCF 等の Contention based MAC では、図 2.1 に示したように、各ノードはパケット送出の度に Backoff、RTS/CTS のやり取りを行う必要が制御オーバーヘッドが大きい。例えば 1500byte のデータを送出する度に上記の制御を行った場合、802.11b 等のシステムでは最低 15%、802.11g 等の高速無線 LAN システムでは、下位互換性を保つために制御メッセージを DSSS 変調のみを用いて送出するため、50% にも達する。制御オーバーヘッドを削減するためにフレームバースティング等の技術を用いて同一ユーザがデータを連続送信する等の制御オーバーヘッドを削減する仕組みが必須である。

さらに、802.11 DCF では、無線キャリアが既に他ノードに使用されており、RTS/CTS のやり取りを完了できなかったノードは、Exponential Backoff を行った後に再度通信を試みる。Exponential Backoff は、通信に失敗する度に 2 倍に設定されるため、ネットワーク混雑時に各ノードの Backoff 値が必要以上に大きくなり、無線キャリアが誰にも使われていない無通信時間の発生割合が増加する [21][22][23][24]。

文献 [21] では、上記の問題を調べるために以下のような ns2 を用いたシミュレーション評価を行っている。200m × 200m に複数のノードを設置し、相互に干渉が発生する条件で通信を発生させた。各ノードは 802.11 プロトコルが許す限り高速なデータ送出を試み、受信ノードはランダムに設定している。ユーザデータの packetsize は、64Byte、500Byte、1500Byte の 3 通りを用いた。無線チャネルの通信速度は 2Mbps に設定した。

図 2.4 にネットワーク内のノードが変化した場合の、全ノードの合計 Throughput を示す。ユーザデータの packetsize が小さくなる程、ユーザデータに対する制御オーバーヘッドが増大するために、総 Throughput が低下する。また、ノード数が 10、20 以上の場合に、総 Throughput は低下し、2 ノードのみの場合に比べて 50% から 70% 程に低下している事が分

かる。

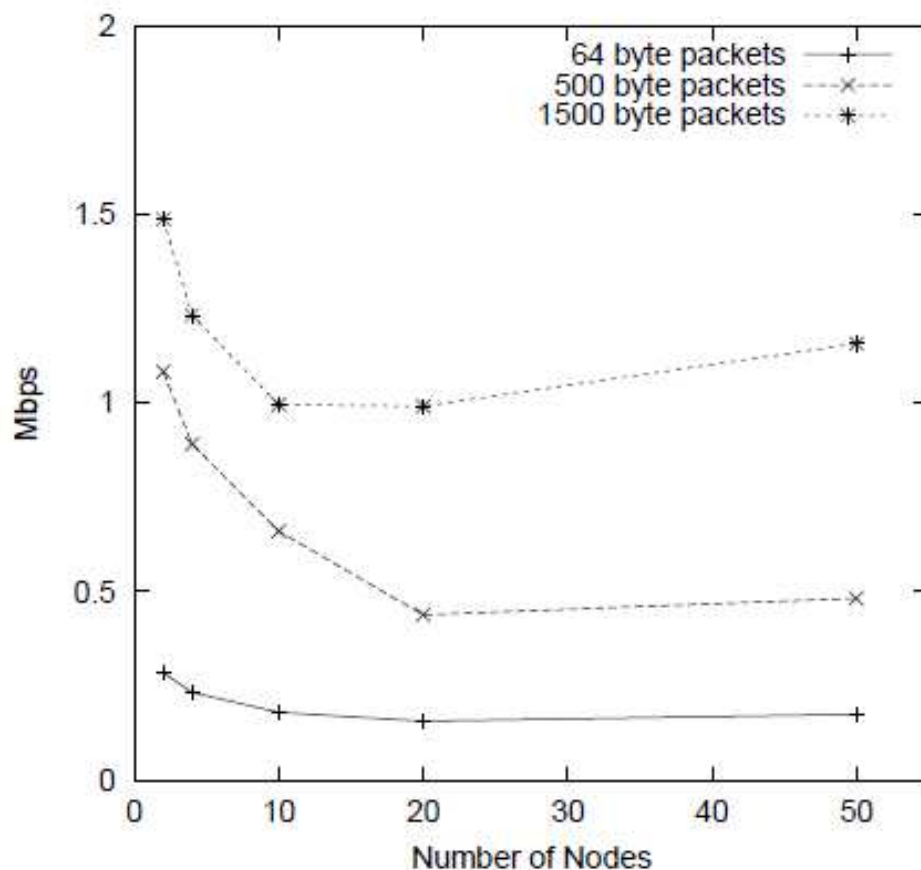


図 2.4. 802.11 DCF ネットワーク内ノード数と合計 Throughput(文献 [21] より)

#### 無線資源割り当てのばらつきに関する問題

Contention based MAC では、全ノードはお互いに競合しながら無線資源の取得を行う。この際に 802.11 DCF の Exponential Backoff 手法では、一部のノードが連続してデータ送出を行ったために他ノードが大きな Backoff 値に入ってしまう等、短期的にはノード間の取得無線資源が不平等な状況に陥りやすい [21][22]。特にマルチホップ通信環境では、通信経路上の各ノードに平等に無線資源が割り当てられない事で、無線資源を十分に利用する事ができない問題点がある。文献 [21] では、上記の問題を調べるために、Transmission Range の間隔でノードを数珠上に配置し、一番端のノードから反対側の端のノードにマルチホップで通信を行う実験を行っている。パケット長、MAC に用いられているパラメータは 2.1.3 項で説明した値と同様である。

図 2.5 にホップ数が変化した場合の Throughput を示す。Chain Length が 3 以上の場合、パケット長が 1500Byte である場合、制御オーバーヘッドを考慮しても理論的には無線チャ

ネルの通信速度の  $1/3$  である 400kbps 程度になるはずであるが、Chain が増大するにつれて Throughput は約 250kbps まで低下する。これは Chain 上のノードに対して平等に無線資源の割り当てが行われずにバラつきが発生するため、常にボトルネックとなるリンクの通信速度に全体の通信速度が引っ張られる事による。

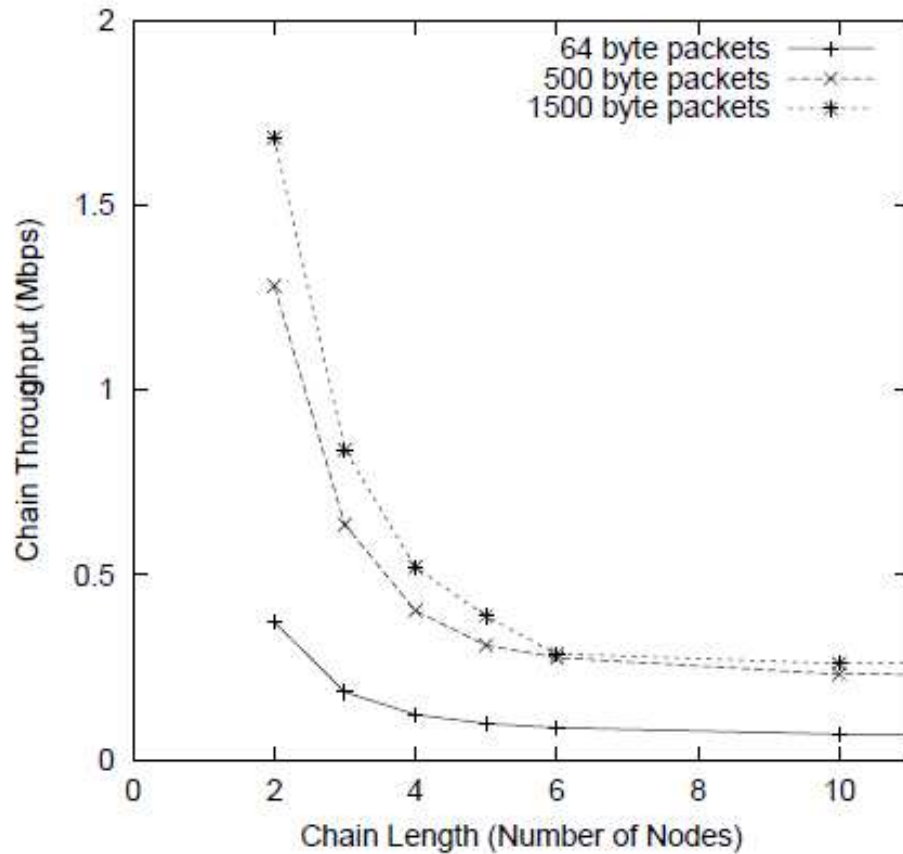


図 2.5. チェーン状トポロジーにおける 802.11 DCF Throughput(文献 [21] より)

上記に示したように、Contention based MAC では、単純である反面制御オーバーヘッドやリソース割り当てに問題があり、マルチホップ環境では実効上の Throughput が大きく減少する。そのため、より無線資源の利用効率の高い MAC 技術が必要とされている。

## 2.2 TDMA MAC を用いた無線資源予約技術

VoIP やストリーミングと言ったマルチメディアトラフィックは、通信中のビットレートが一定に近い。そのため、データ送出毎に無線資源を取り合うのではなく、通信の開始時にネットワーク中の無線資源を必要量割り当てる、通信帯域予約型の MAC プロトコルを用いる事で通信フローの QoS を維持しながら、かつ効率良くトラフィックを収容する事が可能である。

TDMA based MAC プロトコルでは、ネットワーク中の各ノードを高精度に時刻同期させ、

通信スケジュールをタイムスロットの単位で管理する。時刻同期は GPS や Galileo 等の受信信号を元に行うと高精度に行う事ができるが、ノード同士で制御メッセージを送受信し自律的に同期を行う方法もある。文献 [25][26][27] では、Atheros 社の無線 MAC 制御パラメータの修正が可能である Madwifi802.11[28] 無線カードを用い 802.11 DCF MAC 制御を無効にした上でソフトウェア上で TDMA MAC の実装を行っている。文献 [26] では、実装は Real Time Linux 上で行われており、Kernel の制御精度が 1ms 程であるため、同期誤差による隣接スロット間の衝突を防ぐために、スロット長を 10ms に、スロット間に 1ms のガードインターバルを設定している。そのため無線チャンネル上の無通信時間が全体の 10% 程発生する。TDMA MAC では、無線チャンネルの利用効率を向上するためには、より精密な時刻同期を行いガードインターバルを削減する必要があるが、上記のソフトウェア上の実装においても Contention based MAC よりも十分効率良くトラフィックを収容できる事が分かる。

### 2.2.1 TDMA MAC 概要

TDMA ベースの MAC は通信の開始時に RTS/CTS フレームでデータ転送時間全体の無線資源予約を行うことによって、RTS/CTS メッセージの送受信に伴う制御オーバーヘッドの影響を抑えることができる。データ転送時間全体の資源の予約を正確に行うためには、アドホックネットワーク中の各ノードは GPS 等を用いて時刻同期している必要がある。TDMA ベースの MAC として、ADHOC[34]、D-LSMA (Distributed Link Scheduling Multiple Access) [35]、PRMA (Packet Reservation Multiple Access) [36]、jamTDMA[39] 等がある。

図 2.6 に jamTDMA の動作概要を示す。jamTDMA では 802.11 Contention-based MAC を拡張し、RTS/CTS にタイムスロット情報を付加する。(1) 最初に送信者は自身のタイムスロット情報と必要タイムスロット数を RTS に付加し、RTS をを送信する。(2) 受信者は自身のスロット情報と RTS 中に含まれる送信者のスロット情報を用いて通信に用いるスロットを決定し、結果を CTS フィールドに書き込んで返信する。(3) 送信者が CTS に含まれている使用スロットを含む CONF メッセージをブロードキャストする。CTS、CONF を傍受することができた O1 から O6 までの他ノードは、以降自身が通信を行う場合に衝突するスロットの割り当ては行わないように自身の利用可能スロット情報を更新する。また、RTS や CTS を傍受した近隣ノード (O1~O6) はロック状態となり、リンク S-D のスロット割り当てが終了するまで新たなスロット割り当ては行わない。これはノード間でスロット情報の不整合が発生する事を防止するためである。

### 2.2.2 QoS Routing 向け TDMA MAC Frame 構造

D-LSMA では、RTS/CTS の送受信とユーザデータの送受信は同一のスロットで行われているため、制御メッセージとユーザデータの衝突が発生する可能性がある。これに加え、QoS Routing では、単独ホップでなくマルチホップで通信を行っており、通信経路探索等のために新たな制御メッセージが必要である。そのため図 2.7 に示すように、1つのフレームを

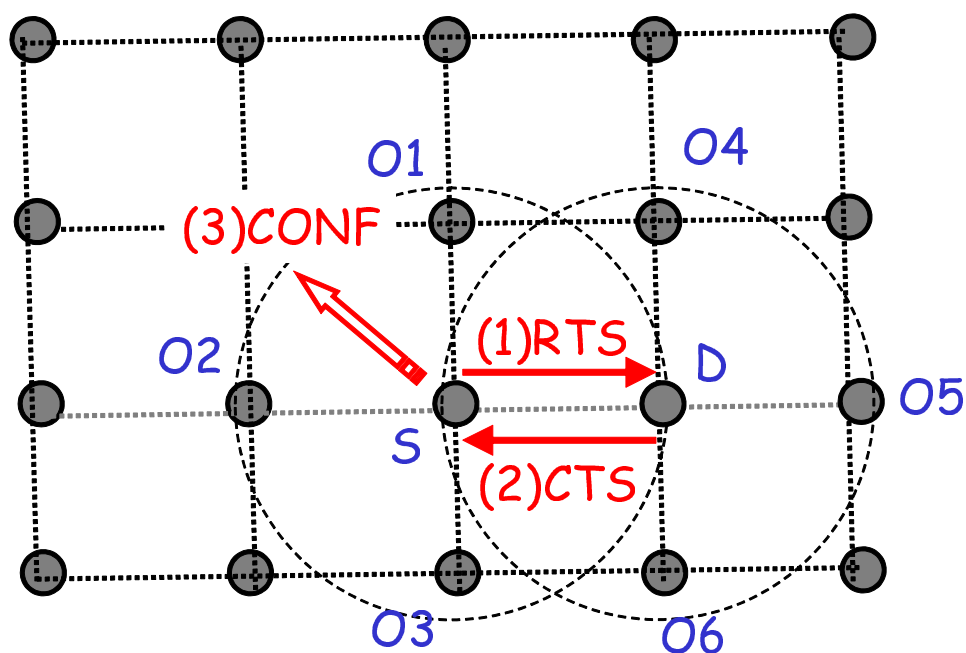


図 2.6. TDMA MAC におけるスロット予約

Control Phase と Data Phase に分けて制御を行う事が普通である。Control Phase のスロットは各ノードに均等に割り振られており、経路探索メッセージやスロットの予約や解放のためのメッセージの送受信に用いられる。一方 Data Phase 内のスロットは、各フローのユーザトラフィック要求に対して動的に割り当て/解放が行われる。後の章で説明する文献 [56] で用いられているフレーム構成では、Control Phase は 0.1ms 長の 20 スロット、Data Phase は 5ms 長の 16 スロットから構成されている。

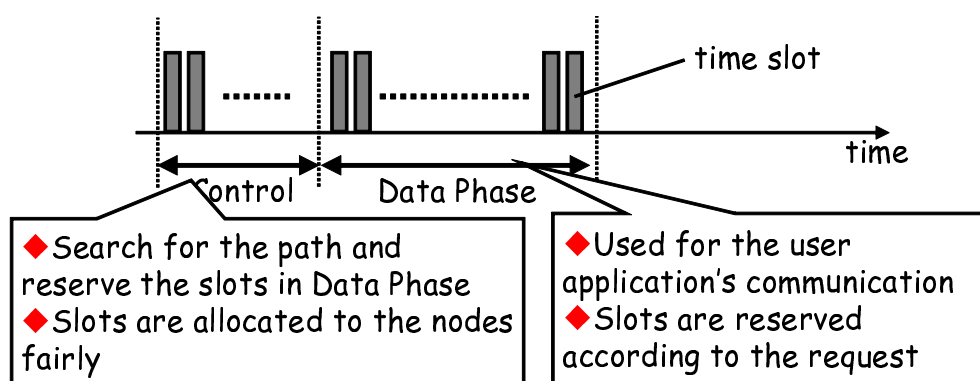


図 2.7. TDMA MAC フレーム構造

ただし、上記のフレーム構成は固定ではなく、通信に参加するノード数に伴い動的に変更する事も可能である [40][41][42]。文献 [42] では、制御スロットの 1 つをフレームの制御用に予約しており、最低必要数の制御スロットが割り当てられないノードが存在した場合、該当ノード

ドが DF(Doubling the frame) を送出する。DF を受信した近隣ノードは2つのフレームを結合したスーパーフレームを構成する。

スーパーフレームの構成時、近隣ノードは既存のロット割り当てをスーパーフレーム内で2回繰り返すようにロットの割り当てが行われる。図 2.8 では、Control Phase が4ロットである場合を示しているが、例えば DF を受信したノード A は3番目と7番目のロットを使用する事になる。1番目のロットは制御用に予約されているため、スーパーフレームを構成することにより5番目のフレームは必ず空きロットとなる。当該ノードはこの空きロットを自身の制御ロットとして割り当てる。

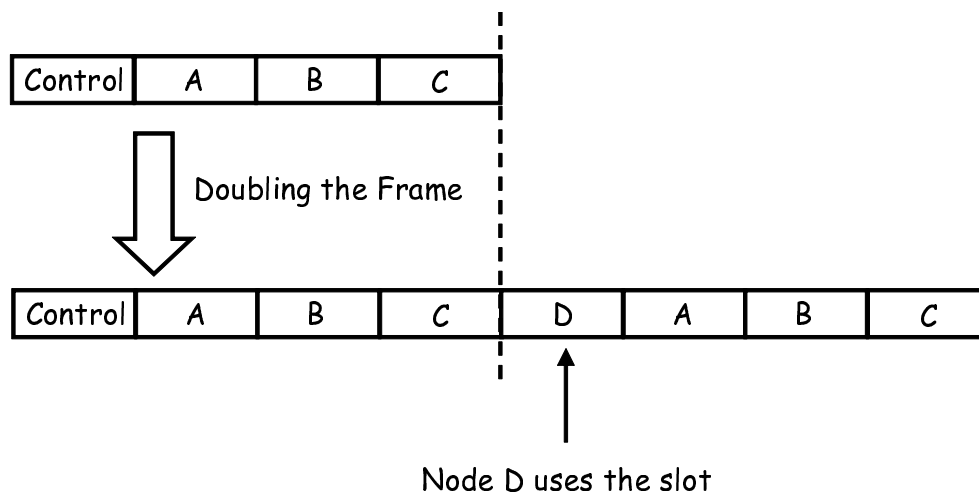


図 2.8. TDMA MAC 動的フレーム構成

2.2.1 節で説明した TDMA based MAC では、各ノードのロット情報の一貫性を保つためには、ロットの予約を行う RTS/CTS/CONF メッセージが近隣ノードに正確に通達される必要がある。そのためには、一つのノードが制御フレームを送出時は近隣全てのノードが受信状態でなくてはならず、制御ロットは各ノードにブロードキャスト用に割り当てられている必要がある。

E-TDMA[43][44][45][46]、CROMA[47] では、ブロードキャスト用のロット割り当てを自律分散的に行う手法が提案されている。E-TDMA で用いられているフレーム構造を図 2.9 に示す。フレームは Contention/Reservation Phase、Allocation/Elimination Phase、Information Frame からなる。Information Frame がユーザの通信に用いられるロットに相当し、Information Frame 中のロット予約は Allocation/Elimination Phase 中のミニロットにおいて行われる。Allocation/Elimination Phase 中のミニロットの割り当てに関しては、Contention/Reservation Phase 中において FPRP(Five Phased Reservation Protocol)[48] を用いて各ノードが競合的に取得する。

Contention/Reservation Phase 中の各ミニロットは  $200 \mu s$  程であり、5つのフェーズに均等にわかれている。以下、E-TDMA で用いられている FPRP の手順を説明する。

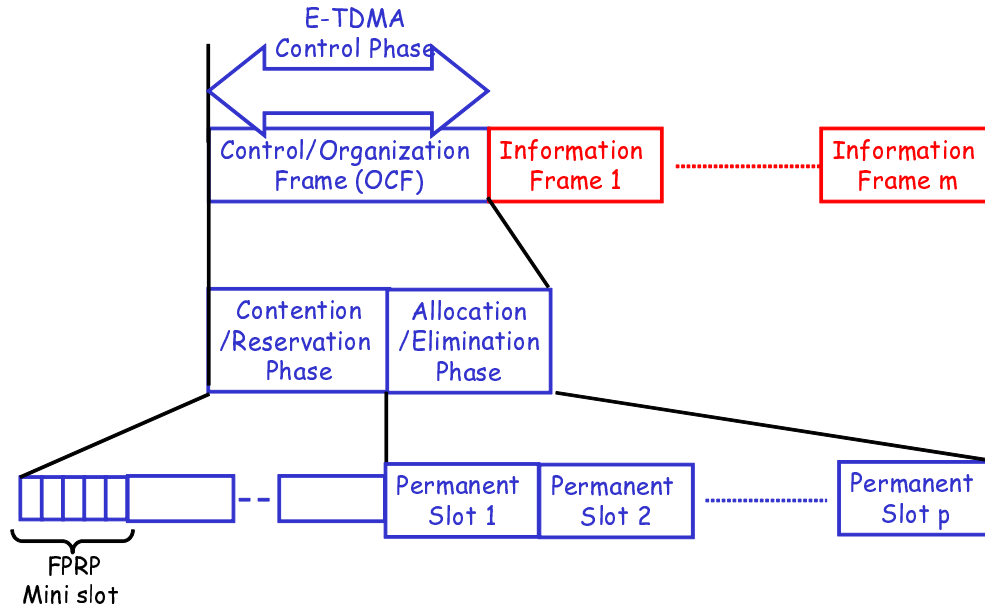


図 2.9. E-TDMA フレーム構造

Phase1 Allocation/Elimination Phase 中のミニスロットの予約を行うノードは Contention/Reservation Phase 中の任意のミニスロットの 1 番目のフェーズに Reservation Request を送出する。

Phase2 フェーズ 1 において複数のノードから Reservation Request を受信した事により、フレームの判読が不可能であったノードは Collision Report を送出する。

Phase3 フェーズ 1 において Reservation Request を送出したノードは、フェーズ 2 で制御フレームを受信した場合は処理を中止し、ランダム時間の Backoff 後にフェーズ 1 から処理をやり直す。フェーズ 2 で制御フレームを受信しなかった場合は Reservation Confirmation を送出する。

Phase4 Reservation Confirmation を受信したノードは Reservation Acknowledgement を送出し、近隣ノードにスロット割り当てが成功した事を知らせる。

Phase5 オプションで Reservation Acknowledgement を受信したノードが Reservation Acknowledgement をさらに遠方に通知する。

FPRP は、1 対多通信のスロット割り当て手法であり、複数の受信ノードが同時に返信フレームを送出するケースを想定している。そのため、Reservation Request 中に Allocation/Elimination Phase 中の予約ミニスロット情報を含めるのではなく、Contention/Reservation Phase 中のミニスロットと Allocation/Elimination Phase 中のミニスロットが一対一に対応しており、制御メッセージを判読できなかったノードでもメッセージの受信タイミングのみから予約ミニスロットを知る事ができるようになっている。

## 第3章

# QoS Routing 技術

TDMA-based MAC 等、通信帯域予約型のフローに対して、ネットワーク内の通信帯域を効率よく割り当て、できるだけ多くの通信帯域を割り当てる手法として、QoS Routing 技術が既に研究されている [49][50]。多くの QoS Routing 技術は、主に Ad-Hoc ネットワークで用いられているルーティング手法において、経路情報だけでなくネットワーク内で利用可能である通信帯域情報を合わせて探索し、経路決定を行う手法が大半である。以下、既存の QoS Routing 技術に関して、Single-Path QoS Routing 技術と Multi-Path QoS Routing 技術に分けて説明する。

### 3.1 関連研究

#### 3.1.1 Single-Path QoS Routing 技術

Single-Path QoS Routing 技術では、ネットワーク内の各ノードが定期的に制御メッセージをやりとりし、ネットワーク内の通信帯域情報を保持する Proactive 型と、各通信フローが通信開始時に通信帯域情報を探索する Reactive 型 [51][52] に分類されるが、本稿ではリンク層に TDMA MAC を用いており、経路探索・帯域予約時に正確なスロット情報を得る必要があるため、Reactive 型 QoS Routing 技術に注目する。

通信の開始時に通信経路探索と発見経路の通信帯域の予約を行う Reactive 型 QoS Routing 技術では、AODV[53] をベースにした QoS AODV[54]、DSR[55] をベースとした QoS DSR 等がある。Liao、Tsend[56] らの研究や、Jawhar、Su[57] らの DSR をベースとした QoS Routing 技術では、通信を開始するフローはアプリケーションからの要求帯域が含まれる QREQ メッセージをネットワーク内にブロードキャストし、QREQ を受信した中継ノードは、自身が要求数以上のスロットを割り当てる事ができる場合に限り QREQ を中継する。QREQ を中継する際に、発見された経路とそのスロット情報を QREQ メッセージに追加してゆくことで、アプリケーションからの要求数以上のスロットを割り当て可能な経路情報のみがフローの受信者に通知される。

実際には、アプリケーションから要求される通信帯域には幅がある。例えば動画ストリーミ

ングの場合、コンテンツ配信者は同一のコンテンツに対して解像度等の異なる複数のビットレートのストリーミングを用意し、ユーザが自身の通信環境に合わせて適切なビットレートを選択する [58][59][60]。Jawhar, Wu らは、Liao, Tsend らの研究に対し、アプリケーションから要求される通信帯域に幅がある場合に、各フローに対して最低限の品質保証を行う一方、ネットワークにさらなる空き帯域がある場合にそれらをフローに対して割り振る、Dynamic Range Resource Reservation (DRRR) を提案している [61]。

図 3.1 に DRRR の概要を示す。DRRR では、まず端末上のマルチメディアアプリケーションは、通信開始時に MAC 層に対して通信に必要な帯域（要求タイムスロット数）を指示する。要求スロット数には幅があり、 $[B_{min}, B_{max}]$  等と表記される。各フローは要求通信帯域の範囲内でできるだけ多くのスロットの予約を試みる。各フローは  $B_{min}$  未満のスロットしか予約ができない場合は、近隣フローの予約スロットを調べ、各フローの要求通信帯域の範囲内でスロットを奪い、自身に最低限のスロットの予約も行う。以下、DRRR について詳細を説明する。

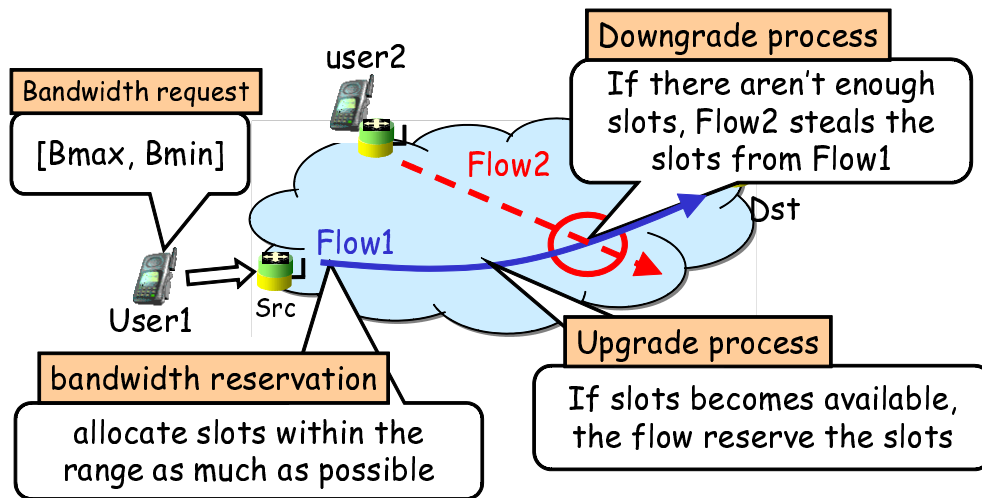


図 3.1. DRRR 概要

### 経路発見

以下 DRRR における経路発見手法を説明する。まず、フロー送信者 Src は通信を開始する際に、QREQ メッセージをネットワーク内にブロードキャストする。QREQ に含まれるフィールドの説明を表 3.1 に示す。

図 3.2 の点線で示す経路を通して QREQ メッセージが転送され、ノード N3 からノード N4 に QREQ が伝搬した場合の、N4 の処理を説明する。ブロードキャストされた QREQ を受信した各中継ノードは、最初に QREQ に含まれる Src、Dst、id を調べる。既に同一のフローに対する QREQ を中継している場合は、中継ノードは無条件で後から受信した QREQ を廃棄する。

受信した QREQ が新しいフローの経路発見に関するメッセージであった場合、中継ノード

表 3.1. Single-Path QoS Routing における QREQ のフィールド

フィールド	説明
Src, Dst, id, Bmin/Bmax	フロー情報であり、通信フローの Src、Dst ノードアドレス、フロー ID、アプリケーションからの最小/最大要求スロット数からなる
PATH	発見経路情報。経路中の各リンク、各リンクのスロット情報（割り当て済/利用可能/利用不可能）からなる
DN_PATH	近隣フローの Downgrade を行った場合に、該当リンクのノードアドレス、フロー情報とスロット情報
NH	その QREQ を最後に中継したノードアドレス、スロット情報と近隣ノードをフローが通過している場合は該当近隣ノードアドレス、フロー情報とスロット情報

は NH に含まれる前ホップノード N3 の送信可能スロット情報と自ノード N4 の受信可能スロット情報を用いて、前ホップから自ノードに至る自リンク（N3-N4）で割り当て可能なスロットを割り当てる。具体的なスロット割り当てアルゴリズムは 3.1.2 に後述する。スロットを割り当てる際に、自リンクに対して十分な量のスロットの割り当てができない場合、PATH 中において余分に割り当てられたスロットの一部を解放して自リンクの利用可能スロットを回復する。N4 は自リンクに Bmin 以上のスロットが割り当て可能である場合は、自リンクの割り当てスロット情報を PATH に追加し、NH を自ノード (N4) の情報に変更して QREQ を中継する。N4 は QREQ を中継した際に、中継した QREQ のフロー情報 (Src, Dst, id) を記憶する。

#### Downgrade 処理

また、各中継ノードが QREQ を受信する事で発見した経路候補に対して Bmin 未満のスロットしか割り当てることができない場合には、Downgrade 処理を行う。Downgrade 処理では、近隣ノードを通過するフローが予約しているスロット情報を調べ、アプリケーションからの最少要求スロット数以上のスロットを予約しているフローがある場合には、その余剰スロットを解放する事で、自リンクの利用可能スロットの回復を試みる。

図 3.3 では、他フロー (Flow2) がリンク N3-N4 と隣接するリンク O1-O2 上を経由している。DRRR では、ノードがスロットの予約を行う際、自ノードのスロット情報だけでなく、各スロットを予約しているフロー情報も合わせて近隣リンクに通知する。通知するフロー情報は、フローの (Src', Dst', id'), Bmin', Bmax' からなり、N4 は、Flow2 がスロットを予約した際に、これらのフロー情報も合わせて通知されているものとする。

図 3.3 において、N4 が自リンクに Bmin 未満のスロットしか割り当てることができない場合は、近隣フロー Flow2 の情報を参照する。近隣フロー Flow2 が余剰な予約スロットを用いて通信を行っている場合、隣接ノード O1、O2 で利用しているスロットの一部を利用して Bmin

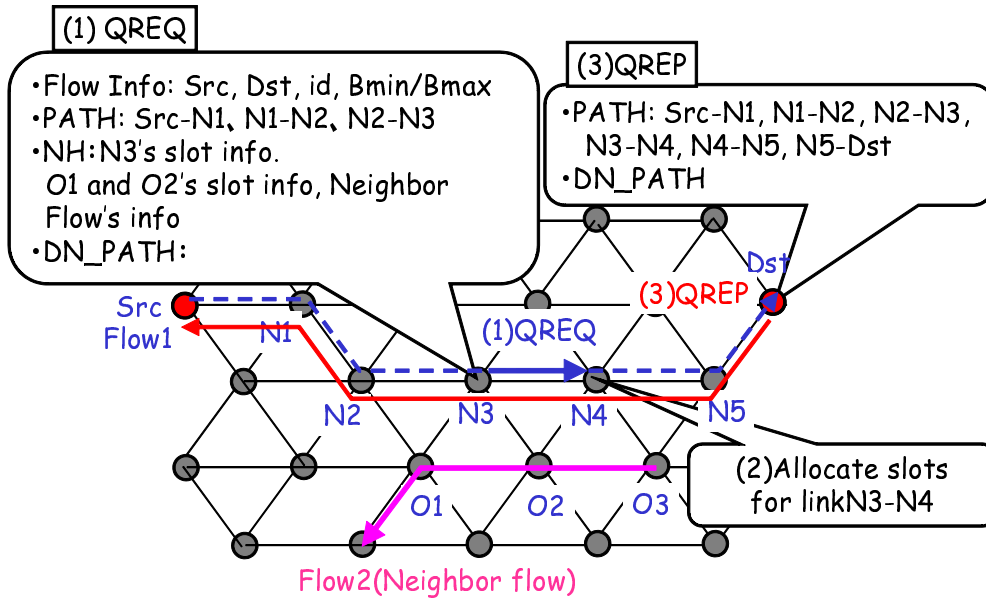


図 3.2. DRRR における経路発見概要

個のスロットを割り当てられるか調べる。複数の隣接フローが存在する場合は、Downgrade が必要となるフローが最も少ないスロットから順に行う。割り当てが可能な場合は、Downgrade 結果を DN\_PATH に追記して QREQ に付加する。

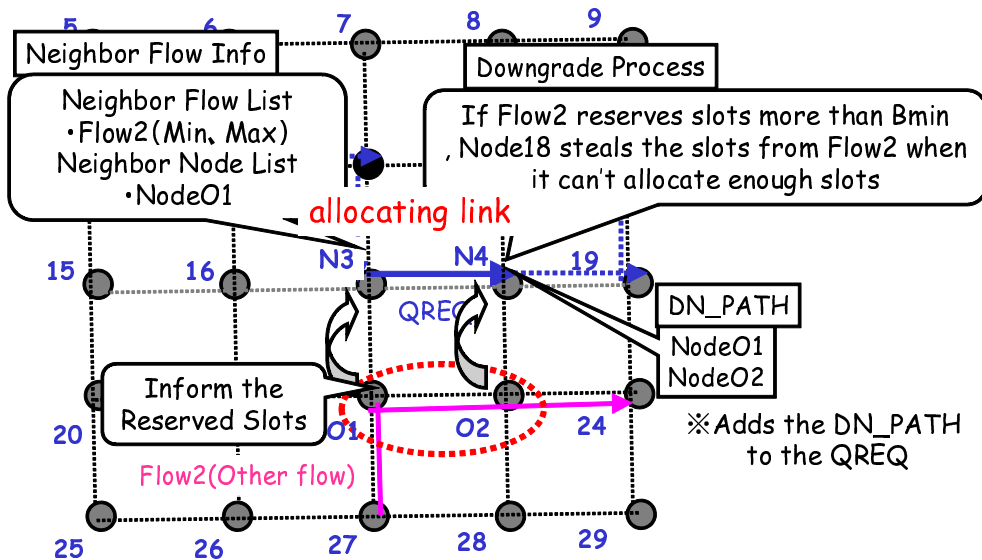


図 3.3. DRRR における Downgrade 処理

Downgrade 処理を行っても自リンクに Bmin 以上のスロットを割り当てられない場合は、中継ノードは QREQ を破棄する。実際に近隣フローが利用しているスロットの解放と自フローへの割り当ては、後述する QREP が返信されてきた段階で行う。

### 通信経路決定とスロット予約

N4 は QREQ を中継する場合、QREQ のフロー情報 (Src, Dst, id, Bmin/Bmax) を保持しておく。これは QREQ のループ等を防ぐためであり、各中継ノードは一度 QREQ を中継したフローに関してはこれ以上の QREQ は中継しない。

最終的に Dst が QREQ を受信した時には、PATH フィールドにおいて Src から Dst までの経路と割り当てスロット情報が完成しているため、フロー情報、PATH、DN-PATH 情報を QREP にコピーし、QREP をユニキャストで Src に返信する。QREP は PATH に記載された経路を通して Src に伝達され、経路上のノードは PATH に書き込まれている通りにスロットの予約、近隣フローの Downgrade 処理を行う。またスロット予約の際に自ノード情報も近隣ノードに通知される。

### Upgrade 処理

上記の手法を用いて通信経路を決定しスロット予約を行った後に、隣接フローの通信終了等に伴い利用可能帯域が発生することがある。そのため、DRRR では、各フローの Src は定期的に Upgrade メッセージを PATH を経由してユニキャストで Dst に送信する。Upgrade の各中継ノードにおける処理は、QREQ を受信した場合と同様であり、各中継ノードは自リンクに対して [Bmin, Bmax] の範囲でより多くのスロット割り当てを試みる。

### 3.1.2 スロット割り当て手法

DRRR, Liao, Tsend らの研究では、中継ノードが QREQ を受信し、PATH に新たなリンクが作成される度に、作成されたリンクに対してスロット割り当てが行われる。対象リンクに複数の利用可能スロットがある場合は、スロットの Spatial Reuse を考慮し、次ホップのリンク候補が既に利用できないスロットから優先して割り当てを行う。例えば図 3.4 において、ノード 4 がリンク N3-N4 にスロットを割り当てると、N4 と次ホップノードである N5、N6、N7 では通信の衝突が発生するため該当スロットでデータを送信することができなくなる。従って、次ホップで利用可能なスロットをできるだけ多く残すために、既に N4-N5、N4-N6、N4-N7 が利用不可能であるスロットをリンク N3-N4 に優先的に割り当てる。

### 3.1.3 Multi-Path QoS Routing 技術

#### Power-Aware Multi-path QoS Routing

ネットワークの混雑度が高い場合、1つの経路だけではアプリケーションからの通信帯域要求を十分に満たすことができない場合がある。その場合はマルチパス通信を用い、各経路で予約することができた通信帯域を足し合わせることで、アプリケーションからの通信帯域要求を満たす手法が提案されている。

Kim らの手法 [62]、MP-DSR[63]、PMQR[64][65][66] では、DSR ベースの QoS Routing を

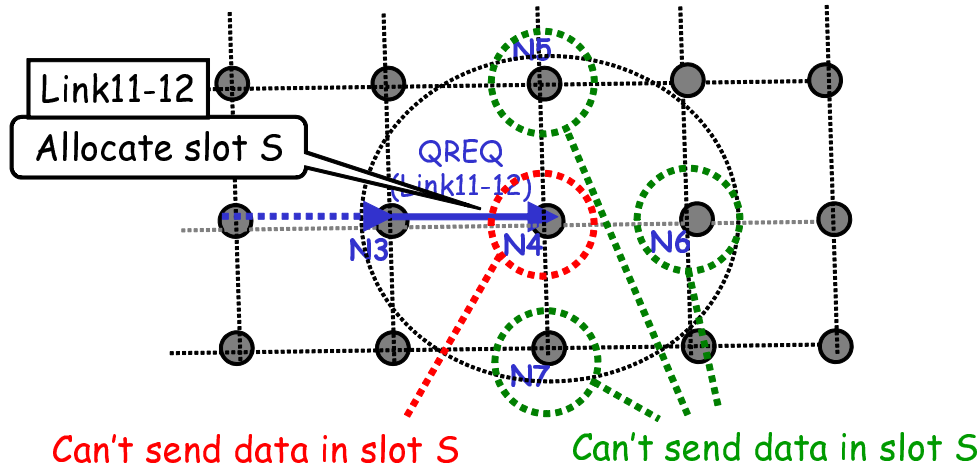


図 3.4. Spatial Reuse を考慮したスロット割り当て手法

マルチパスルーティングに拡張している。図 3.5 を用いて PMQR について説明する。PMQR では、Dst は最初の QREQ を受信してもすぐに QREP を返信せず、あらかじめ設定された時間  $T$  の間他の QREQ の受信を行う。 $T$  の間に複数の QREQ を受信した場合、それらのメッセージに含まれる経路情報をマルチパス経路候補とする。ただし発見された経路群はお互いに無線干渉がある場合があるため、実際のマルチパス通信経路の選択を行う場合は、それぞれの経路候補間の干渉を考慮する必要がある。

PMQR では経路候補間の干渉の有無を、Disjoint 性を用いて推測する。経路同士が Src、Dst 以外の共通の中継ノードを 1 つも持たない場合に、経路同士が Disjoint であると定義する。共通の中継ノードを持つ経路は物理的に近いノードを経由しているため、経路間の干渉が大きいと考えられる。例えば、図 3.5 の場合、PATH1 と PATH2 は共通の中継ノード  $N1$  を持つため、Disjoint な関係ではない。そこで、PMQR では Dst は受信した全ての PATH のうち、割り当てスロット数が大きい順に検査し、既に選択されたマルチパス通信の PATH 全てと Disjoint な PATH を選んでマルチパス通信の PATH に追加する。その後、Dst は選択した経路に対しそれぞれ QREP を送信し、スロットの予約を行う。

なお、PMQR では、中継ノードが QREQ の中継可否を判断する際、DRRR の手法と異なり、割り当て可能なスロット数が  $B_{min}$  未満であっても 1 つ以上のスロットが予約できれば QREQ の転送を行う。これはマルチパス経路として他の経路と合わせることで、フローに対して  $B_{min}$  以上のスロットが予約できる可能性があるためである。

#### Ticket-Based Multi-path QoS Routing

3.1.1 項で説明した DSR-based QoS Routing では、各中継ノードは複数の QREQ を受信した場合、最初に中継条件を満たした QREQ のみを中継し、後から受信した QREQ は無条件で破棄する。このため、後から受信した QREQ に有効なマルチパス経路情報が含まれていた場合、これらの情報が Dst まで通知されずに破棄されてしまう問題がある。一方で、複数の

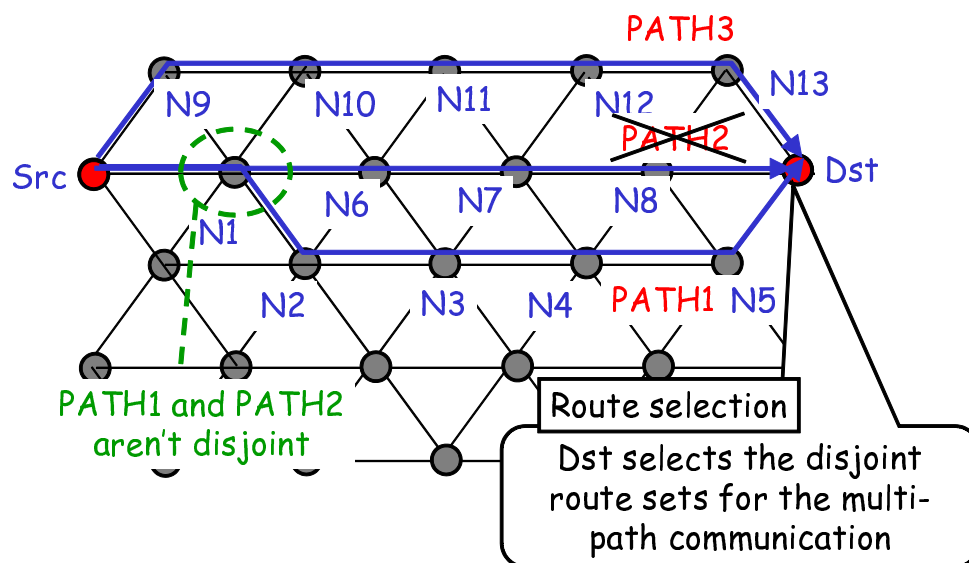


図 3.5. PMQR 概要

表 3.2. Ticket-based Multi-Path QoS Routing における、QREQ に含まれるフィールド

Src, Dst, RID、	フロー情報であり、通信フローの Src、Dst ノードアドレス、QREQ の ID
B	要求される通信帯域
b	この QREQ が保持する Sub-PATH に割り当てる予定の通信帯域
TID	Ticket ID

QREQ を受信した場合にその全てを中継する方式では、制御メッセージがブロードキャストによって爆発的に増大してしまい制御ができない。

このため、ネットワーク内にブロードキャストされる QREQ の総数を一定に抑えつつ、中継ノードに複数の QREQ の中継を許す手法として、Ticket Based QoS Routing 技術 [69][70][71] がある。Ticket Based QoS Routing において、QREQ に含まれるフィールドを表 3.2 に示す。

Ticket Based QoS Routing では、QREQ を受信した中継ノードは、当該 QREQ を近隣ノードにブロードキャストするのではなく、近隣ノードから次ホップノードを選択し、ユニキャストで中継する。QREQ を中継する際に、発見 PATH に対して十分な量の通信帯域を割り当てる事ができない場合は、Ticket の分割を行い、QREQ を複製して送信する。図 3.6 に Ticket の構成を示す。

最初に Src は  $k$  個の QREQ を送信する。 $k$  はネットワークの大きさや要求する通信帯域の量によって決まる経路発見の難しさを考慮した値を選択する必要がある。それぞれの QREQ には Ticket1~Ticket $k$  の Ticket ID が記載される。また  $B=b$  に設定される。QREQ を受信

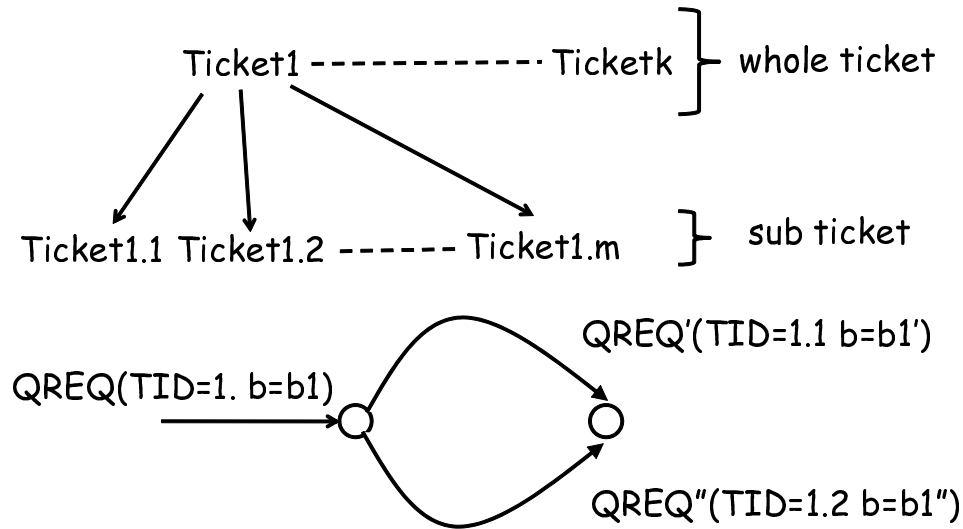


図 3.6. Ticket based QoS Routing における Ticket の構成

したノードは以下の手順を用いて QREQ の中継を行う。なお、以下の説明では、各ノードは自身だけでなく近隣ノードの利用可能な通信帯域を制御メッセージのやりとりを行う過程で知っているものとする。

1. 既に中継した Ticket ID、もしくは既に中継した Ticket ID から分割された Ticket ID を保持する QREQ を受信した場合はメッセージを破棄する。
2. 近隣ノードを、当該ノードが各近隣ノードに中継した QREQ の数が少ないものから順にソートする。
3. 上記ソートの結果一番リストの上にある近隣ノードに QREQ を中継する。なお、この際に近隣ノードへの割り当て可能通信帯域  $b'$  が  $b_1$  未満である場合、Ticket の分割が行われる。分割された Ticket の Ticket ID は図 3.6 に示したように設定され、 $b$  は実際に割り当て可能な通信帯域  $b_1'$  に設定される。

Ticket Based QoS Routing では、Ticket の発行に制限を加えネットワーク内に送信される QREQ の総数を抑える事で、異なる Ticket ID を持つ QREQ に関しては異なる経路探索メッセージであると解釈して中継ノードでの重複中継を許している。よって DSR-based QoS Routing 技術に比べて有利な経路情報が得られた場合に Dst まで伝達される確率が高いが、Src が最初に送信する QREQ の数  $k$  の決定方法が経験則による等 [72][73]、実際のネットワークの適用に関して問題点が多い。

## 3.2 Multi Route Discovery with Cumulative Broadcast

### 3.2.1 既存 QoS Routing 技術に関する問題点

アプリケーションフローに対して、ネットワークで利用可能な通信帯域に合わせながら、できるだけ多くの通信帯域の予約を行うためには、DRRR を PMQR 等のマルチパスルーティング技術に適用することが有効であるが、既存の QoS Routing 技術には以下に示す問題点がある。

#### 経路発見における問題点

DSR-based QoS Routing 技術では、一度 QREQ を中継したノードは、以降に受信した QREQ を中継しない。そのため後からより条件の良い経路情報を含んだ QREQ を受信しても中継せず破棄してしまう。図 3.7 に示すように、Other Flow が既にスロットの予約をしている場合、図中点線で示した redundant PATH を通る方が多くのスロットを予約できる可能性が高い。しかし、既存の QoS Routing 技術では、先に受信した QREQ に含まれる Shortest PATH がスロットの予約を可能であれば中継ノードはその PATH 情報を中継してしまう。つまり中継される PATH はスロット予約が可能である経路のうち、最もホップ数の小さな経路となる。特に DRRR では発見経路においてスロット予約ができない場合でも、近隣フローを Downgrade することによって自フローにスロットの割り当てを試みるため、このような場合に条件の悪い経路情報が Dst に中継されてしまう問題点がある。一方、Ticket based QoS Routing 技術では、中継ノードでの複数 QREQ 中継を許しているため上記の問題を解決しているが、Src が最初に送信する QREQ の数  $k$  の決定方法が経験則による等、実際のネットワークの適用に関して問題点が多い。

#### マルチパス経路選択の問題点

マルチパスルーティングを構成するためには、中継ノード、Dst が複数の QREQ を受信した場合、それらの QREQ に含まれる経路に関して、最大のスロット割り当てが可能な経路を選択する必要がある。しかし図 3.8 に示すように、既存の QoS Routing 技術では、発見経路間の無線干渉の有無を正確には把握できないため、Dst は Disjoint な経路セットのみを実際のマルチパス経路に設定する。これは多くの非 Disjoint な経路候補を利用できなくなるだけでなく、Disjoint 経路同士においても実際には無線干渉が発生する可能性があり、正確な制御と言えない。

### 3.2.2 MRD-CB 概要

経路発見において、中継ノード、Dst が複数の QREQ を受信した場合、発見経路間の干渉を見積もることができれば、マルチパス経路候補としてスロットの予約の可否を正確に判断することができる。そこで、本提案手法では、QREQ を中継する際に各中継ノードが自身の近

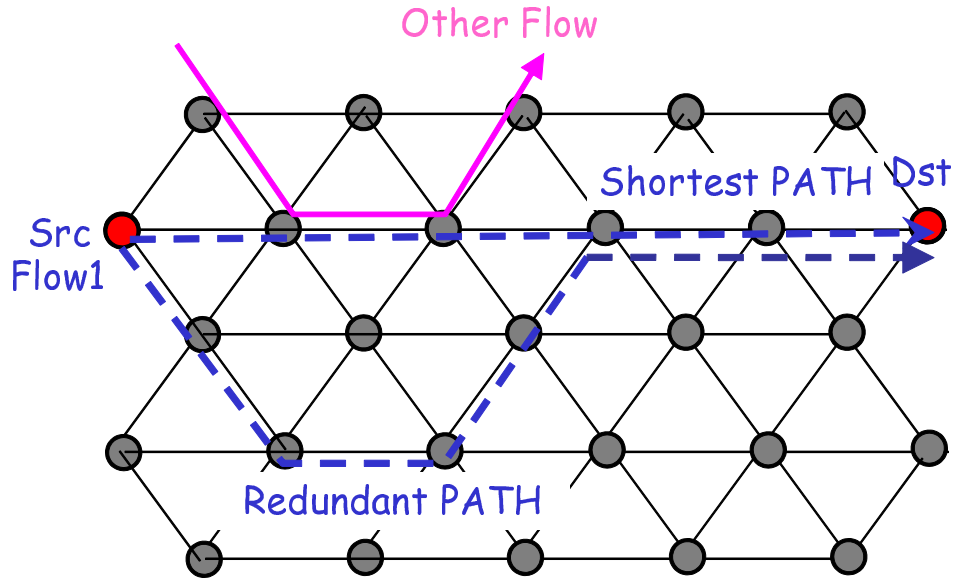


図 3.7. 既存 QoS Routing 技術における、経路発見の問題点

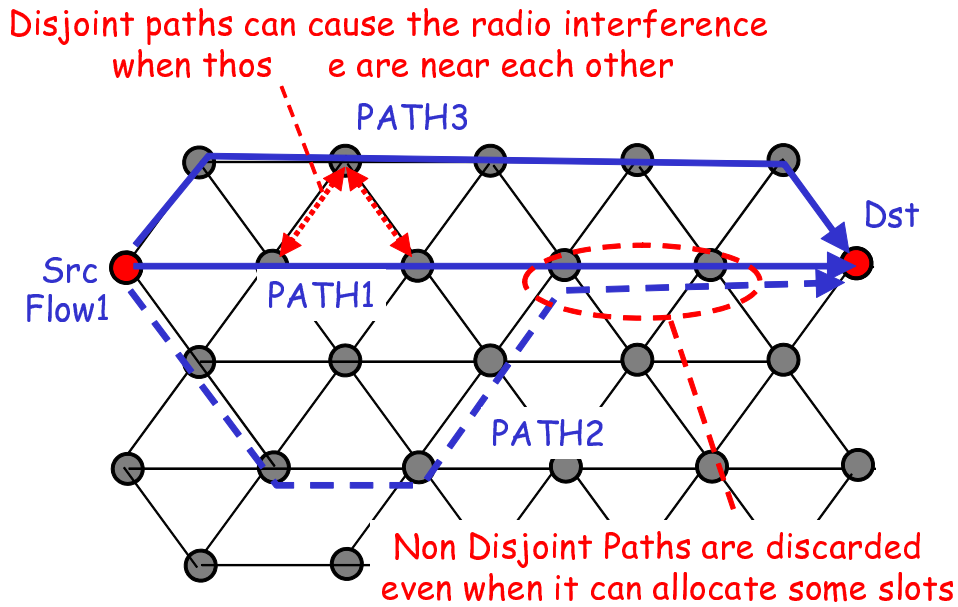


図 3.8. 既存 QoS Routing 技術における、マルチパス経路選択の問題点

隣ノードのアドレスリストをメッセージに付加することで、経路間の干渉の有無を見積もることができる Multi Route Discovery with Cumulative Broadcast (MRD-CB) を提案する。

図 3.9 に MRD-CB の概要を示す。MRD-CB では各中継ノードは既に中継した QREQ のフロー情報、PATH 情報を中継済み QREQ キャッシュに保持しておく。中継ノードが複数の QREQ を受信した場合、新たに受信した QREQ に含まれる経路と中継済み QREQ に含まれ

る経路を合わせ、最大のスロット割り当てが可能なマルチパス経路セットを選択する。スロット割り当てを試みる際には前述した各経路に含まれる中継ノードの近隣ノードリストを利用する。中継ノードは、選択した経路がマルチパス経路セットに含まれる場合は、既に QREQ を中継した後であっても該当 QREQ を中継する。各中継ノードが常に常に最大のスロット割り当てが可能なマルチパス経路セットを Dst に中継することで、Dst においてより有利な経路選択が行われる可能性が高まる。

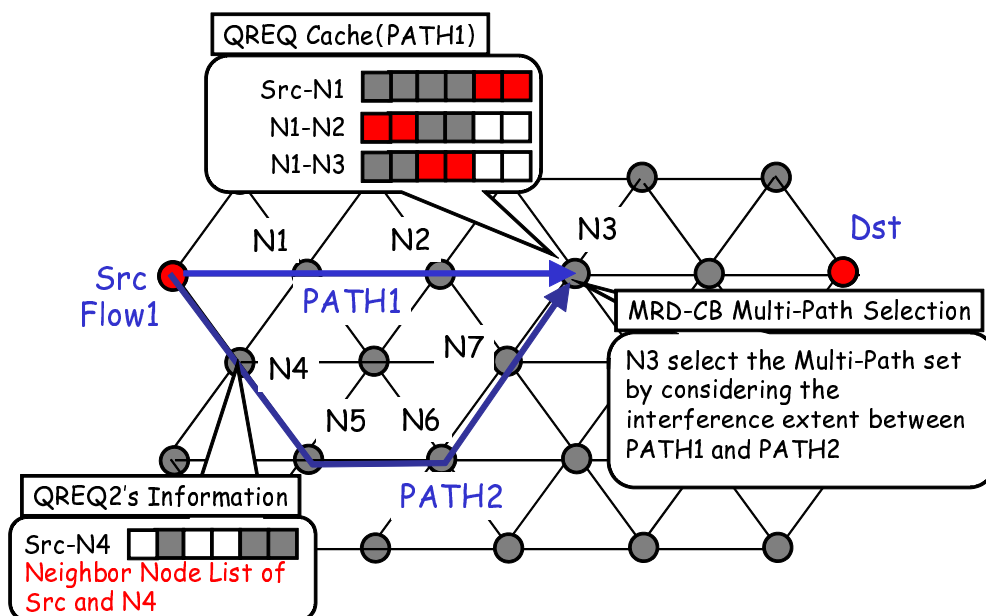


図 3.9. MRD-CB 概要

### 3.2.3 追加要素

MRD-CB では、上記の動作を行うために、以下の要素を新たに追加する。

#### DSR オプションヘッダ

MRD-CB では、各ノードは経路探索において QREQ を中継する場合、新たに定義した DSR Option を含んだメッセージを用いる。DSR では、IP ヘッダの直後に図 3.10 に示す DSR 基本ヘッダとその Option ヘッダが付加される。

本手法では、DSR オプションヘッダとして、QREQ Option、QREP Option、Upgrade Option を新たに定義する。本稿では TDMA MAC を前提としているため、従来の文献 [55] で定義されているオプションとは MAC 情報の記述が異なる。図 3.11~3.13 に本稿で定義されるヘッダ構造を示す。

QREQ Option に含まれる各フィールドの概要を表 3.3 に示す。フローは IP ヘッダの Src Address、Option 中の Dst Address、Identification によって識別される。PATH フィールド

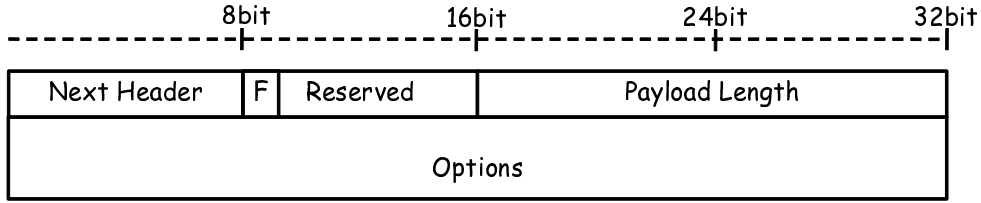


図 3.10. DSR 基本ヘッダ

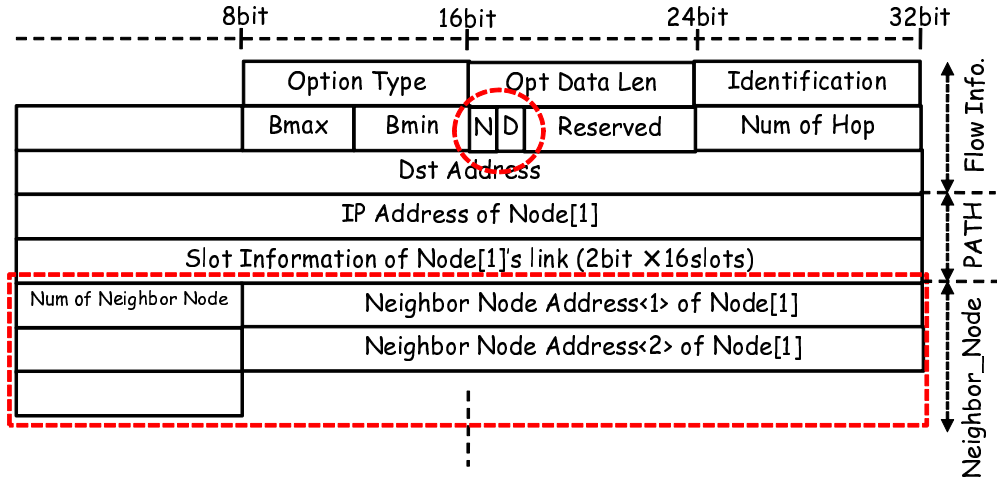


図 3.11. DSR QREQ Option

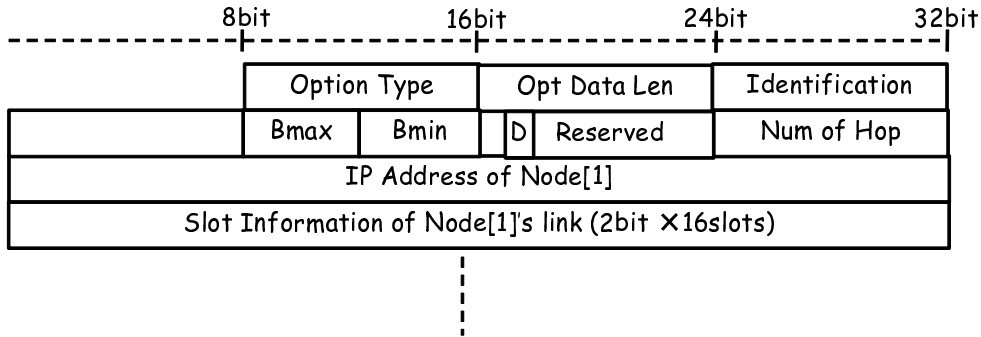


図 3.12. DSR QREP Option

ドは発見経路中の各ノードとスロット情報のビットマップからなり、各中継ホップに関する Neighbor Node 一覧（後述）が付加される。N、D ビットはオプションの後に NH Suboption、Downgrade Suboption が続く事を示す。図 3.14、3.15 に NH Suboption、Downgrade を示す。NH Suboption は QREQ が中継される度に、当該 QREQ を中継したノードのスロット情報、近隣フロー情報一覧（Src、Dst、ID、Max/Min）が書きこまれる。NH Suboption は QREQ を受信したノードが、1 ホップ前ノードから自ノードへ向かうリンクに対してス

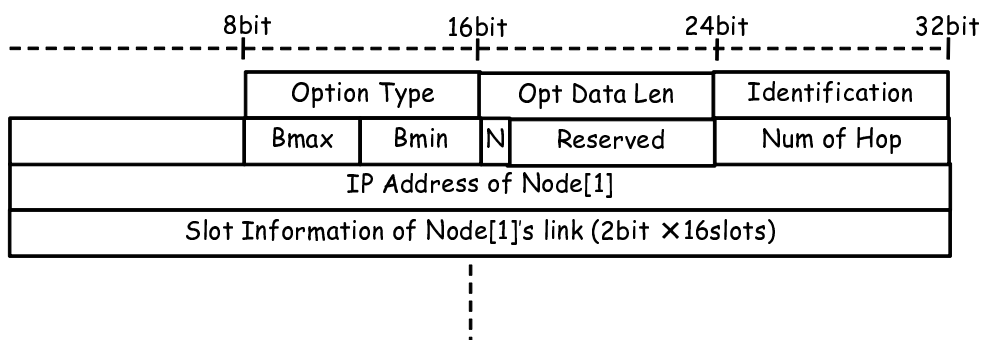


図 3.13. DSR Upgrade Option

表 3.3. Neighbor\_Node Option を含む QREQ

フィールド	説明
Src, Dst, id, Bmin/Bmax	フロー情報であり、通信フローの Src、Dst ノードアドレス、フロー ID、アプリケーションからの最小/最大要求スロット数からなる
PATH	発見経路情報。経路中の各リンク、各リンクのスロット情報（割り当て済/利用可能/利用不可能）からなる
Neighbor_Node	PATH 中の各ノードに関する近隣ノード一覧
DN_PATH	近隣フローの Downgrade を行った場合に、該当リンクのノードアドレス、フロー情報とスロット情報
NH	その QREQ を最後に中継したノードアドレス、スロット情報と近隣ノードアドレス、フロー情報とスロット情報

ロットの割り当て、近隣フローの Downgrade 処理を行うために必ず必要である。Downgrade Suboption は QREQ を中継する際に Downgrade が行われた場合に付加される。Downgrade Suboption は Downgrade するリンクの Src、Dst アドレス、またリンクのスロット情報からなり、Downgrade が行われる度に該当リンクの情報が追加される。

本稿では、上記に定義した DSR Option を用いて必要な情報をやりとりするものとする。また DRRR では、QREQ の伝搬の際に PATH 中の各ホップの近隣ノード一覧情報を付加する必要がないため、図 3.11 で示した Neighbor Node フィールドを省いたものを用いるものとする。

### 近隣ノードリストの管理

各ノードは Hello メッセージを定期的にやり取りする事で、近隣ノードリストを保持する。ノードは経路発見において QREQ を中継する場合、自身の近隣ノード情報一覧をメッセージ

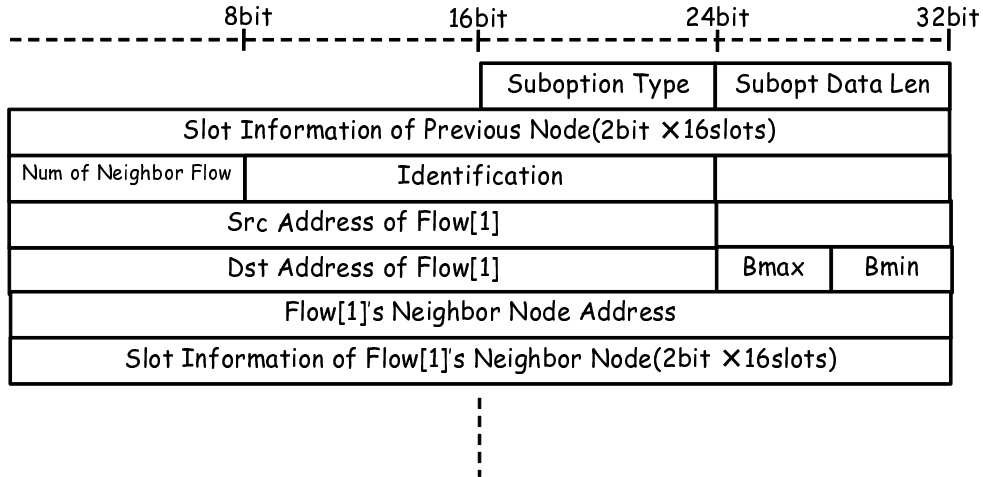


図 3.14. DSR NH Suboption

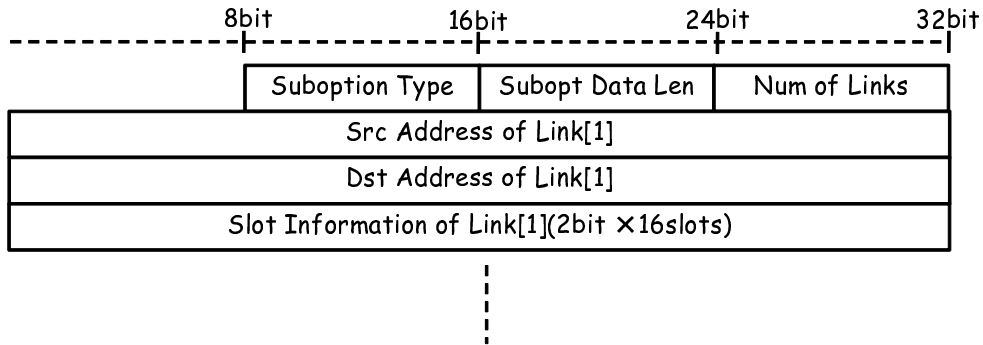


図 3.15. DSR Downgrade Suboption

に付加する。

本稿では屋内環境を想定するため、QREQ の TTL は 10 ホップ程度に設定される。10 ホップ中継された QREQ の IP ヘッダを含んだメッセージ長は、DRRR の場合は近隣フローや Downgrade されるリンク数によって 130Byte から 200Byte 強程度になる。MRD-CB の場合は、上記に近隣ノード情報が付加される事でメッセージ長が増加する。図 3.9 で想定する、各ノードが Transmission Range の距離を置いて等間隔に配置されているネットワーク構成の場合、各ノードの近隣ノード数は 6 であり、10 ホップ程度 QREQ が中継される事でメッセージ長は 250Byte 増加する。これはオーバーヘッドの増加になるものの、十分実現可能な通信量であると言える。

また、ネットワークの構成が完全に固定的である場合は、ネットワーク管理者があらかじめネットワーク全体のトポロジーを各 AP に入力しておくことで上記制御を省くことも可能である事から、上記制御オーバーヘッドの問題は大きくないと言える。

表 3.4. 中継済 QREQ リスト

フィールド	説明
Src, Dst, id, Bmin/Bmax	QREQ を中継した通信フローの Src, Dst ノードアドレス、フロー ID、QREQ を中継した通信フローの Bmin/Bmax
PATH	中継した QREQ に含まれる PATH
Neighbor_Node	中継した QREQ に含まれる PATH の各ノードの近隣ノードアドレス一覧

### 中継済 QREQ リスト

各ノードは QREQ を中継した場合、中継済 QREQ に含まれる情報を保持する。中継済 QREQ リストは、フロー（Src, Dst, ID）毎に作成される。キャッシュに含まれる情報を表 3.4 に示す。

本研究では、通信経路を探索する際に、単純な経路情報に加えて各経路で予約可能な通信帯域情報を探索する必要がある。経路中リンクのスロット情報は他フローの通信開始/終了に伴い変化し続けているため、中継済 QREQ キャッシュの内容はほかフローの経路探索には用いず数秒程度で速やかに破棄する。本稿で想定する通信トラフィックの発生間隔は最混雑時でも 10 秒程度であるため、キャッシュによるメモリ消費はほとんど発生しない。

### 3.2.4 中継ノードにおける QREQ 処理

図 3.16 を用いて、MRD-CB の中継ノードにおける QREQ 処理手順を示す。ノード N3 は PATH<sub>n</sub> の情報を含む QREQ<sub>n</sub> を受信した段階で、既に PATH<sub>1</sub>～PATH<sub>n-1</sub> を含む QREQ を中継していたとする。また、マルチパス経路候補として選択された PATH の集合を  $\Psi$  とする。

1.  $\Psi$  中の PATH に割り当てられたスロット数の合計 B<sub>cur</sub> が B<sub>max</sub> 以上である場合は、QREQ<sub>n</sub> を破棄して処理を終了する。
2.  $\Psi = \emptyset$  とする。PATH<sub>1</sub>～PATH<sub>n</sub> に既に割り当て予定となっているスロットを全て解放する。
3. PATH<sub>1</sub>～PATH<sub>n</sub> に対してスロット割り当てを行い、スロットの割り当てが可能な経路のうち最も優先度の高い PATH を  $\Psi$  に入れ、割り当てスロットを確定する。なお、優先度は以下の基準で決定する。
  - (a) Downgrade 処理を行わずにスロット割り当てが可能である PATH
  - (b) 上記条件が等しい場合、割り当て可能スロット数が多い経路
  - (c) 上記条件が等しい場合、ホップ数の短い経路
4. PATH<sub>1</sub>～PATH<sub>n</sub> の中から  $\Psi$  に入れられた PATH を除き、残りの PATH に関しては、

Ψ 中の PATH が割り当てを行ったことで使用不可になったスロットを、近隣ノードリストを参照することで計算する。

5. Ψ 中の PATH に割り当てられたスロット数の合計 Bcur が Bmax 未満である場合は、3 からの処理を繰り返す。
6. PATH<sub>n</sub> が Ψ に含まれている場合は、QREQ<sub>n</sub> の内容を中継済 QREQ キャッシュに保持し、QREQ<sub>n</sub> を中継する。そうでない場合は QREQ<sub>n</sub> を破棄する。

なお、DRRR では、スロット割り当ての際、割り当て可能スロット数 Bcur が Bmin 未満である場合に近隣フローの Downgrade 処理を行うが、本稿では、マルチパス通信を前提にしているため、Bcur は現在割り当てを行っている PATH だけでなく、既に割り当てが完了している Ψ 中の PATH に割り当てられたスロット数も合計して計算する。

以上の手法を用いることで、MRD-CB では、各ノードは自身が発見した経路候補に関して、経路候補間の干渉を考慮しながら最大のスロット数の割り当てが可能なマルチパス経路セットを Dst に中継することが可能となる。

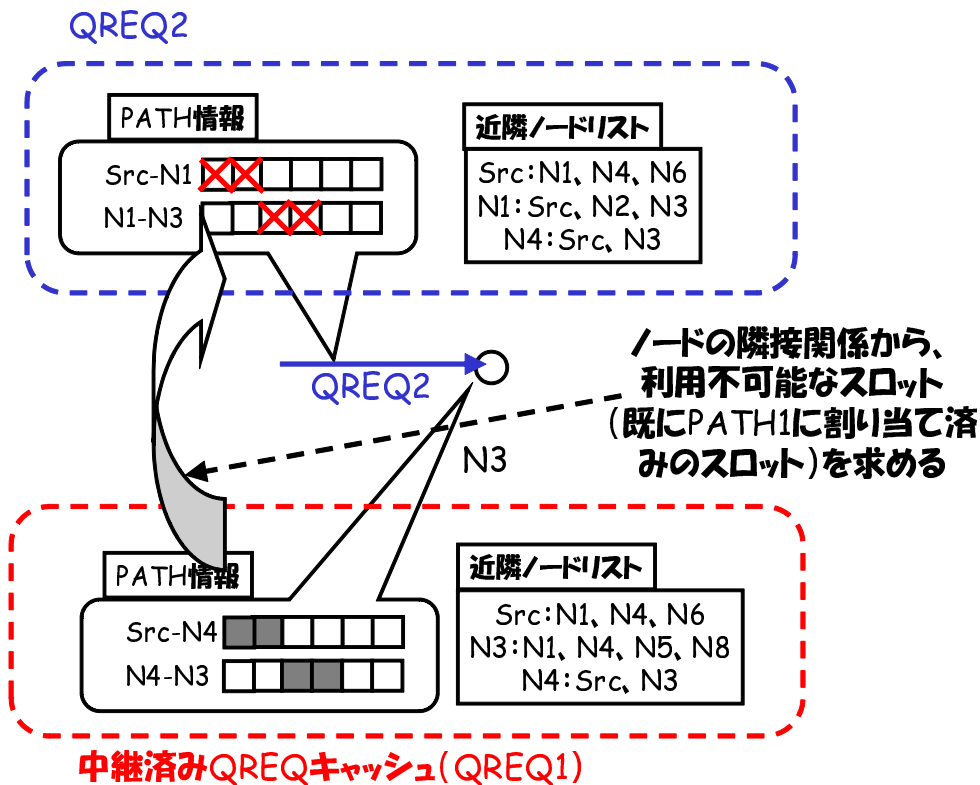


図 3.16. ノードが保持する情報と、QREQ 受信時の処理

### 3.2.5 Dst におけるマルチパス経路選択

Dst におけるマルチパス経路選択の手法は PMQR 等と同様であり、最初の QREQ を受信した後、あらかじめ設定された時間  $T$  の間他の QREQ の受信を行い、割り当て可能スロット数の多い PATH から順番にマルチパス経路として含めることを試みる。しかし MRD-CB では経路間の干渉の有無を Disjoint 性を用いて判断するのではなく、図 3.17 に示すように、選択経路の各ホップの近隣ノードリストを用いて使用不可となるスロットを計算する。

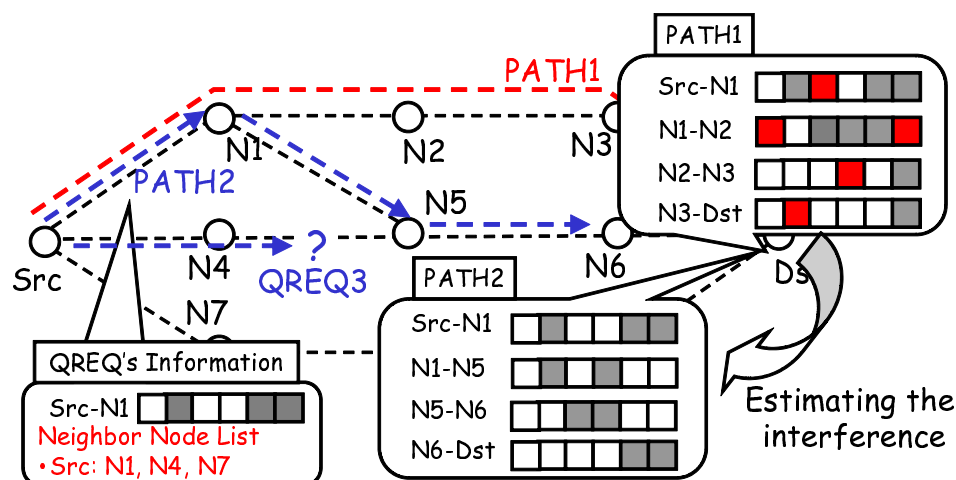


図 3.17. Dst におけるマルチパス経路選択

Dst は選択されたマルチパス経路に対してそれぞれ QREP をユニキャストで返信し、スロットの予約や Downgrade 処理を行う。

## 3.3 シミュレーションによる性能評価

### 3.3.1 評価方法

C 言語を用いてシミュレータを作成し、既存 QoS Routing 技術と提案手法の性能評価を行った。評価に用いたネットワーク、パラメータを図 3.18 に示す。150m × 150m の範囲に AP を Transmission Range の範囲でグリッド状に配置した。屋内環境を想定し、AP の Transmission Range は 30m とした。

このような無線メッシュネットワークを用いてユーザ間でビデオ会議等のマルチメディア通信をすることを想定した。

まずバックグラウンドトラフィックとして、送受信者をネットワーク内にランダムに配置した。各送受信者は最も近い AP を経由して他ユーザと通信を行うものとする。バックグラウンド通信フローの発生モデルは平均フロー通信時間 600sec、平均フロー発生間隔 *Arrival-time* が (a)240sec、(b)120sec、(c)60sec、(d)30sec、(e)15sec のポアソン過程を想定し、送受信者

の位置はネットワーク内にランダムに配置した。無線リンク層は 802.11b を想定し通信帯域は 11Mbps とし、TDMA に関しては、1 フレームは 0.1ms の Control Slot20 個、5ms の Data Slot16 個（1 フレーム 82ms）で構成した。この値は既存の QoS Routing[56][61][49][50] が想定しているパラメータである。バックグラウンドフローは 3.1.3 項で説明した PMQR ベースの DRRR に従って通信経路発見、スロットの予約を行うものとする。

次に、シミュレーション開始から 1200 秒後に、測定対象フローの通信を開始させた。測定対象フローは、長ホップ、短ホップ経路の 2 種類を想定し、各対象フローの Src、Dst の位置は図 3.19 に示した位置で固定とした。測定対象フローにおいては、経路発見手法に、(1)Single-Path DRRR、(2)PMQR Multi-Path DRRR、(3) MRD-CB、(4) 経路全探索による最適経路（後述）、の 4 つの手法を想定し、それぞれの手法、トラフィック環境において 20 回ずつシミュレーションを行い、測定対象フローが予約できたスロット数を比較した。

なお、それぞれのルーティングプロトコルでは、本来 DSR QoS Option を用いて必要な制御メッセージを送受信するが、純粋な経路探索性能を比較するため、制御メッセージの送受信に伴うオーバーヘッドは考慮していない。全てのフローにおいて  $B_{min}=1$ 、 $B_{max}=4$ 、 $N=4$  とした。また各バックグラウンドフローにおいて、Upgrade 処理の間隔は、60 秒から 120 秒の間でランダムに決定した。ユーザと AP 間は 802.11e 等の既存の MAC 技術を用いて通信を行っているものとし、ユーザと AP 間の通信と AP 同士の通信は干渉は考慮しない。

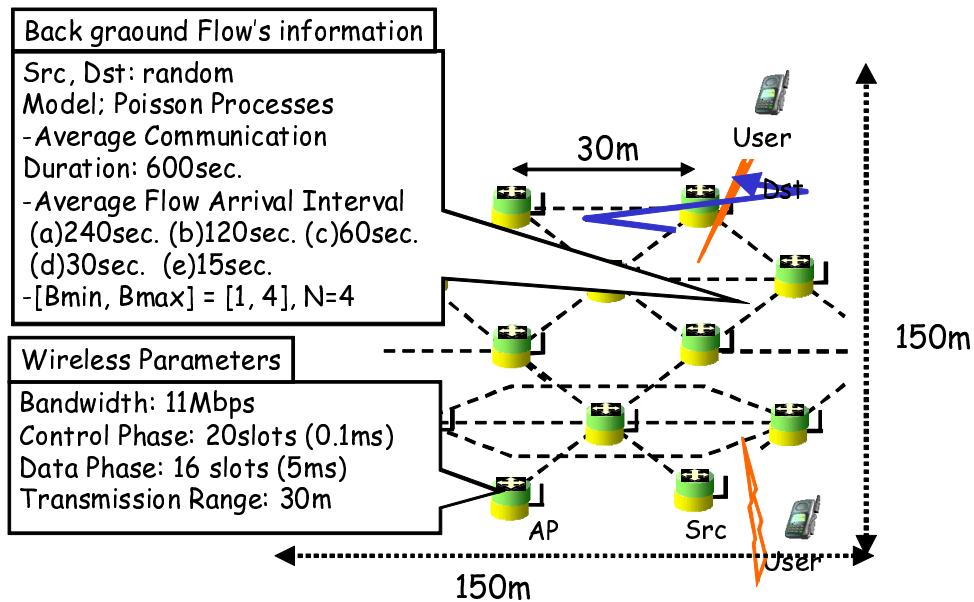


図 3.18. シミュレーションに用いたネットワークトポロジーと各種パラメータ

### 3.3.2 経路全探索による最適経路手法

本評価では、各経路探索手法の性能を評価するために、各トラフィック条件における割り当てスロット数を最大化する最適経路を、経路全探索を用いて求めている。以下、経路探索手法

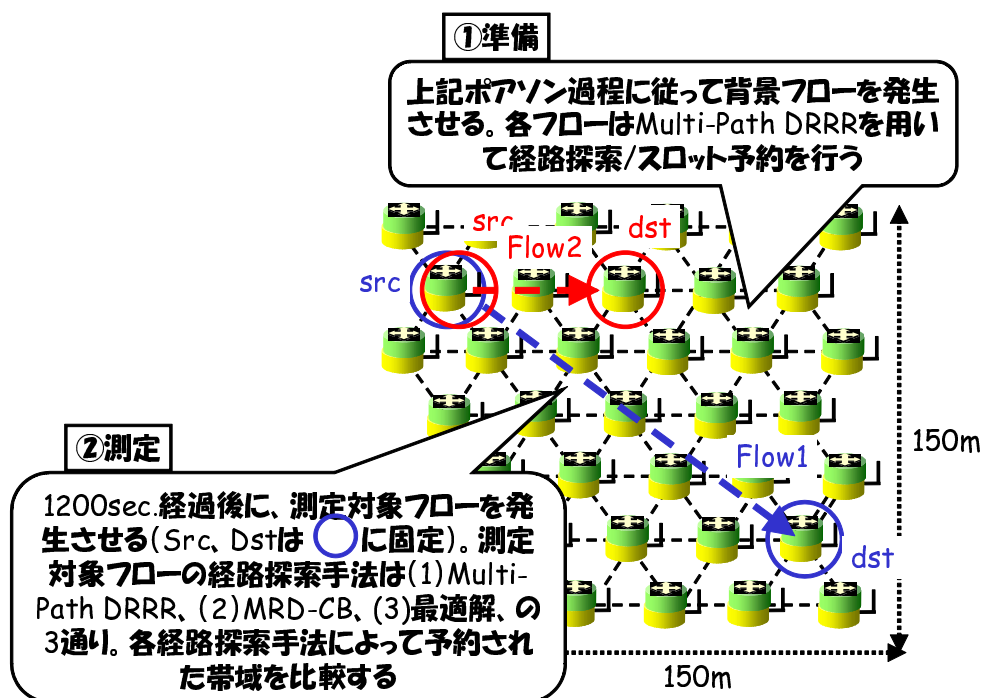


図 3.19. シミュレーション評価方法

について説明する。経路候補を  $\Phi$  とする。

1. Src から 1 ホップ隣ノードへの全経路を求める。
2. 各経路に対して、Downgrade 処理を伴わずにスロット割り当てが可能であれば、経路を  $\Phi$  に代入する。
3.  $\Phi$  中の全経路に関して、終端ノードから 1 ホップ隣のノードに到達する全経路を選択し、2. に戻る。

このように経路候補  $\Phi$  を求め、以下の場合に該当経路の探索を終了する。

- 経路中にループを含む経路。ループを含む経路はループ部分を取り除いた経路以下の数のスロットしか割り当てできないため。
- Max\_Hop (=10) ホップより多いホップ数の経路。Max\_Hop はネットワークの端から端まで一番大きく迂回する経路を含む程度の値に設定している。
- Dst に至った経路。

以上の方法を用いて Src から Dst へ至る経路群を全て求める。その後、 $\Phi$  中から割り当てスロット数が最も多くなるマルチパス経路セット、を全組み合わせに関して計算することで解を求める。

### 3.3.3 評価結果

#### バックグラウンドトラフィックによるネットワーク混雑度の変化

図 3.20 から図 3.24 に、各バックグラウンドトラフィックの  $ArrivalInterval$  における、測定フロー通信開始時のネットワーク内平均空きスロットを示す。

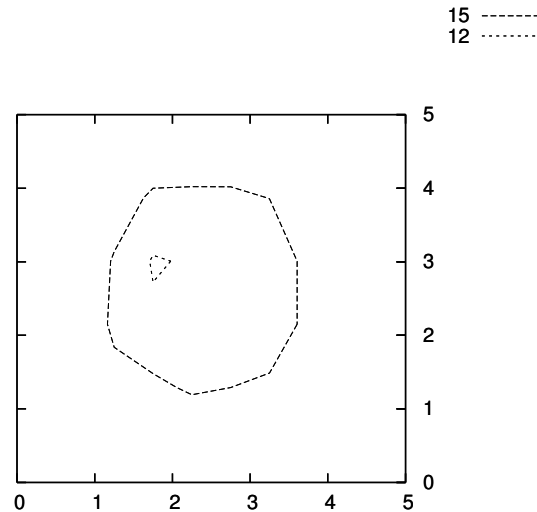


図 3.20. ネットワーク内平均空きスロット状況 ( $ArrivalInterval = 240sec$ )

#### シミュレーション結果

図 3.25 から図 3.26 に、各バックグラウンドトラフィックの  $ArrivalInterval$  における、各測定フローの予約スロット数を示す。グラフでは、横軸としてバックグラウンドフロー平均発生数 (/min) を用いる。バックグラウンドフロー発生数は  $60/FlowArrivalInterval$  であり、ネットワーク中に発生する平均フロー数を表す。

Single-Path DRRR では、測定対象フローの予約スロット数はバックグラウンドトラフィックの平均フロー数 (混雑度) にほぼ反比例しているが、(1) Single-Path DRRR、(2) Multi-Path DRRR はほとんど差がない。これは、(2) Multi-Path DRRR では、有効なマルチパス経路セットをほとんど選択できていない事を示す。

次に、図 3.27、3.28 に、各測定フローの予約スロット数の Improvement Ratio を示す。Improvement Ratio はスロット割り当て手法に (1) Single-Path DRRR を用いた場合からの改善率を示す。測定フローによる差異として、測定フロー 1 の場合、(3) MRD-CB では最大

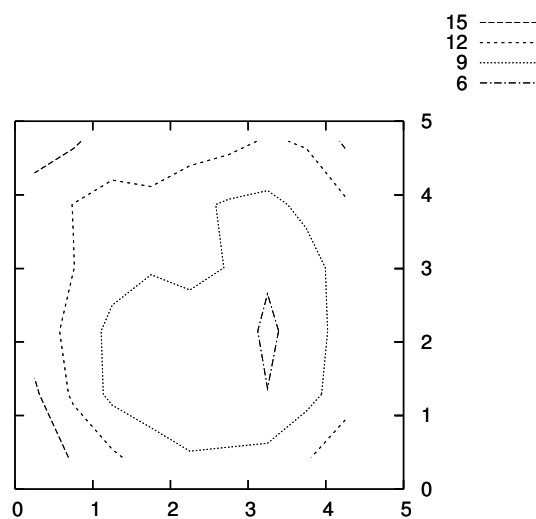


図 3.21. ネットワーク内平均空きスロット状況 ( $ArrivalInterval = 120sec$ )

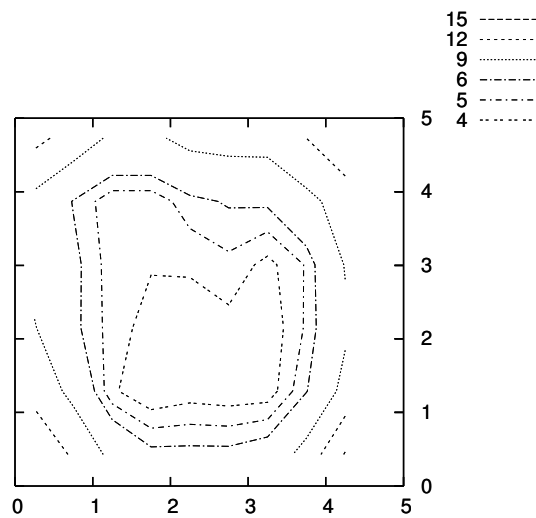


図 3.22. ネットワーク内平均空きスロット状況 ( $ArrivalInterval = 60sec$ )

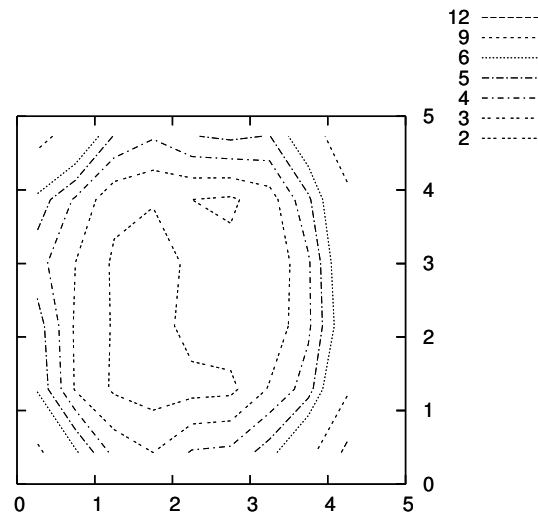


図 3.23. ネットワーク内平均空きスロット状況 ( $ArrivalInterval = 30sec$ )

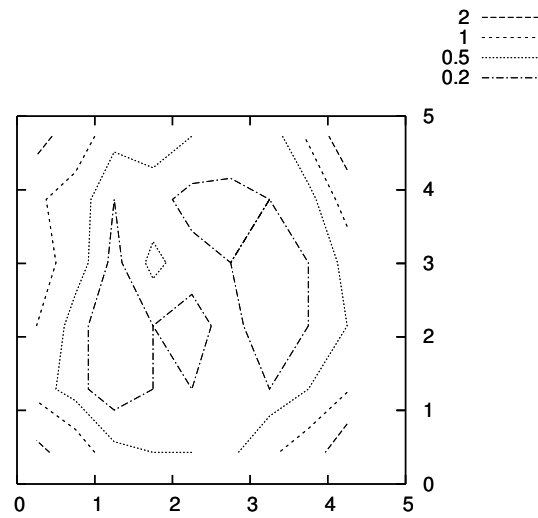


図 3.24. ネットワーク内平均空きスロット状況 ( $ArrivalInterval = 15sec$ )

で既存手法の2倍のスロットを予約しているが、測定フロー2の場合には5割程に留まっている。これは、測定フロー2ではSrc、Dstが近いために経路発見が簡単になるためである。しかしSrc、Dstが隣接している場合においても、提案手法の有効性がある事が分かる。

平均フロー存在数が2.5、40の場合は、経路探索手法による差異が小さくなっている。これはネットワークの混雑度が非常に低い領域では最短経路を用いてもBmaxに近いスロットの割り当てが可能であるためであり、一方ネットワークの混雑度が非常に高い領域では、スロットの割り当てが可能な経路群がとても限られるために、探索手法の差異による影響が小さいためである。

いずれの測定フローにおいても、MRD-CBでは平均フロー存在数が2.5、5、10の場合に経路全探索による最適経路探索手法にほぼ近い結果が得られており、割り当てスロット数を最大とするマルチパス経路セットを発見できていることが分かる。一方、平均フロー数が40に近づくにつれてMRD-CBと既存手法との差異は減少し、測定フロー1の場合では、平均フロー数が40の場合既存技術との差異はない。これは、ネットワーク混雑時にはスロット予約が可能な経路群が非常に限られてくる事による。

図3.29に、平均フロー数40の場合の測定フロー1の(3)MRD-CB、(4)経路全探索による最適経路探索手法の経路探索例を示す。(4)経路全探索による最適経路探索の発見した通信経路を太線で示す。(3)MRD-CBでは、ノード8(図中Aで示したノード)において、Srcからの最短経路である(1)と最終的な最適経路である(2)を受信しているが、よりホップ数の小さい経路(1)を優先して中継したために、最適経路情報が失われている。ネットワークの混雑度が非常に高い領域では、類似した経路においても空きスロットの位置関係により予約できるかわる事があり、MRD-CBにおける各中継ノードのローカルな判断では最適解を発見する事が難しくなる。

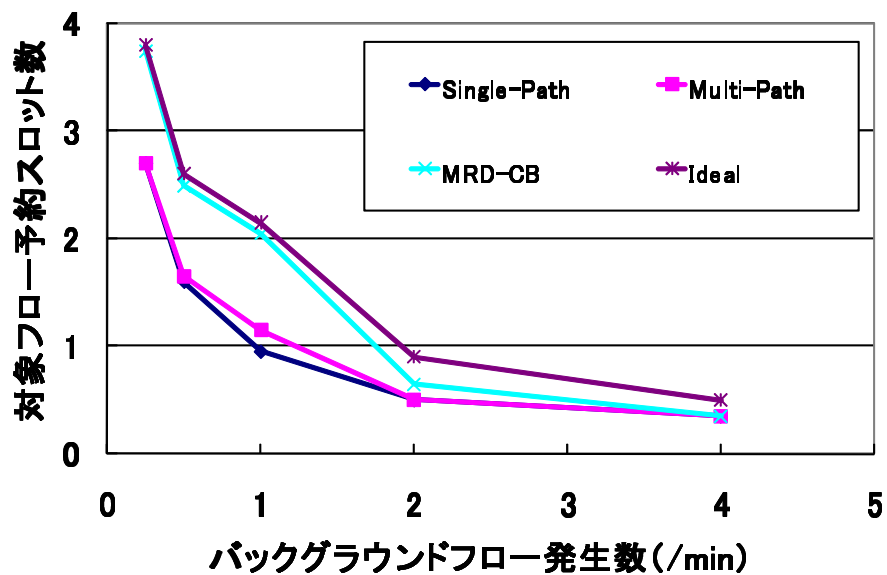


図 3.25. 測定対象フロー 1 予約スロット数

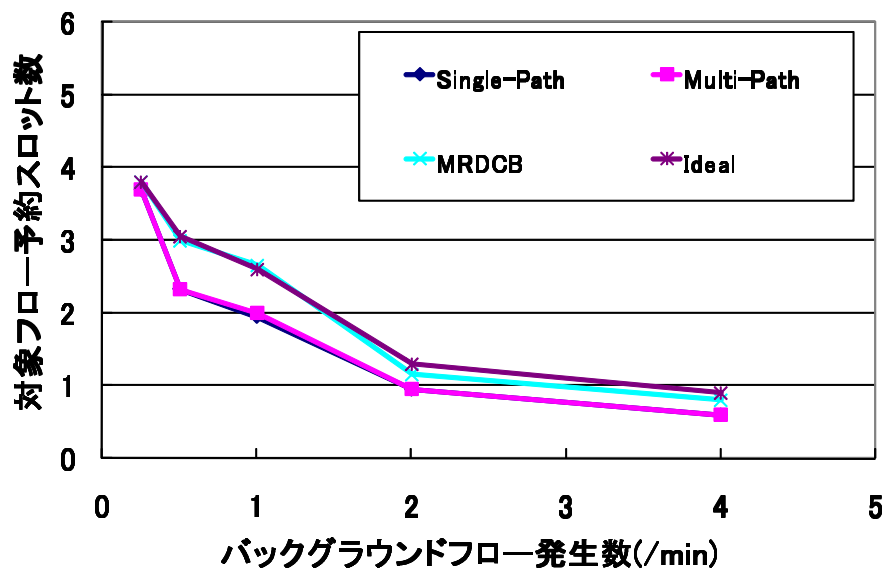


図 3.26. 測定対象フロー 2 予約スロット数

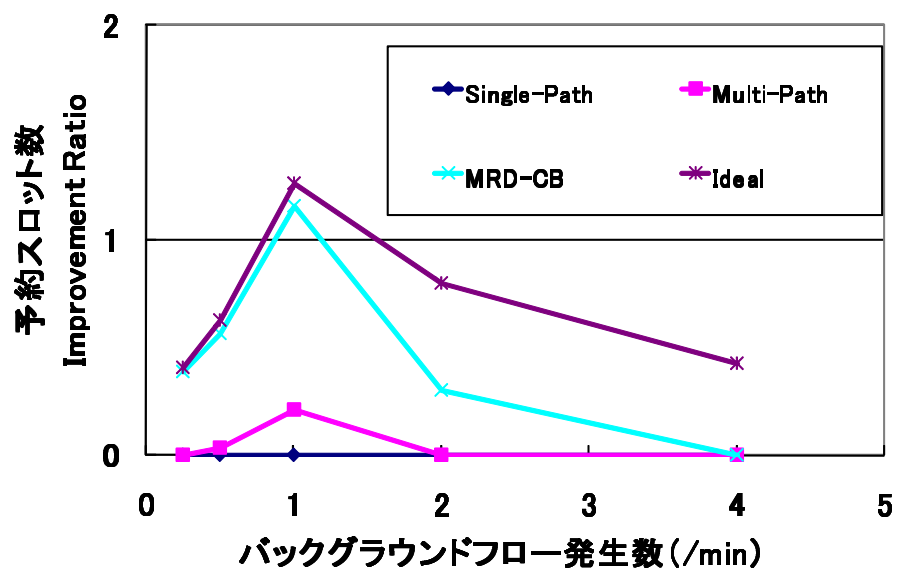


図 3.27. 測定対象フロー 1 Improvement Ratio

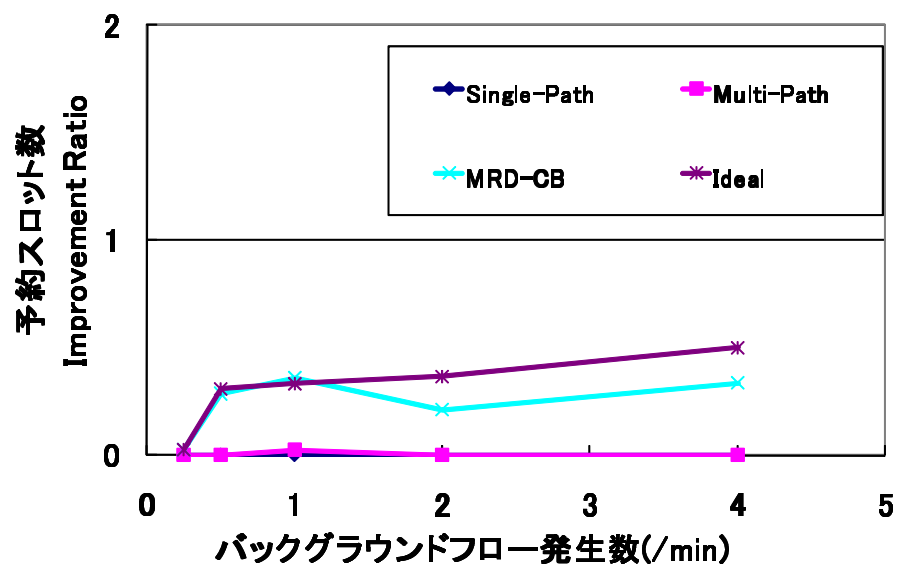


図 3.28. 測定対象フロー 2 Improvement Ratio

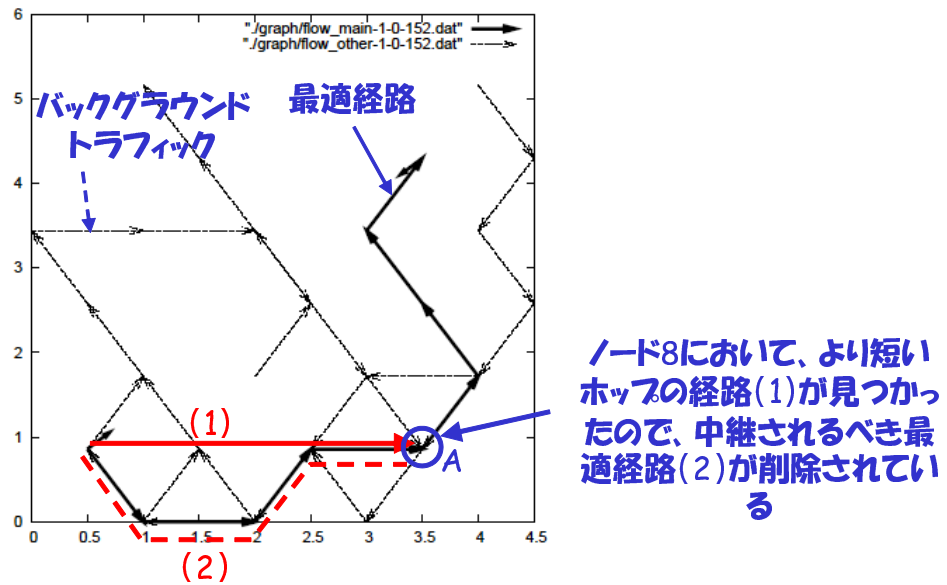


図 3.29. 測定対象フロー 1 平均フロー数 40 の際の経路探索例

## 第 4 章

# Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links

ネットワーク中のフローにより多くの通信帯域を予約するためには、発見経路に対してできるだけ多くのスロットを割り当てる、スロット割り当て技術が重要である。メッシュネットワーク中の各 AP の無線の到達距離は限られているため、ネットワーク内の各 AP の無線到達距離を考慮し、スロットの再利用率を高めるスロット割り当てを行うことで同一経路に対してもより多くの通信帯域の予約が可能となる。

## 4.1 既存スロット割り当て技術

### 4.1.1 Liao らのスロット割り当て手法

3.1.1 項で説明した TDMA-based Bandwidth Reservation では、リンクにスロットを割り当てる際に近隣リンクのスロット情報を考慮し、Spatial Reuse の高いスロット割り当てを実現する事を目指している。図 4.1 にスロット割り当ての概要を示す。QREQ が矢印で示した経路に従ってノード N4 に到達し、LinkN3-N4 にスロットを割り当てる場合を考える。無線の干渉により、LinkN3-N4 に割り当てられたスロットは近隣リンクでは利用できなくなる。図 4.1 において、QREQ の次ホップノードの候補は N5、N6、N7 であり、LinkN4-N5、N4-N6、N4-N7 が利用可能なスロットをなるべく避けてスロットを割り当てる事が PATH により多くのスロットを割り当てるために有利である。そこで、Liao らの手法では、LinkN3-N4 の各スロットに関して、Interference\_Cost(そのスロットを割り当てる事で利用不可能になる次リンクのスロット) を計算し、Interference\_Cost の小さなものから順番にスロットの割り当てを行う。

### 4.1.2 On-Demand Link-State Multi-Path QoS Routing

Liao らのスロット割り当て手法では、各リンクにスロットを割り当てる際に隣接リンクへの干渉を考慮して割り当てを行うが、これらの割り当てはローカルな評価基準で行われてお

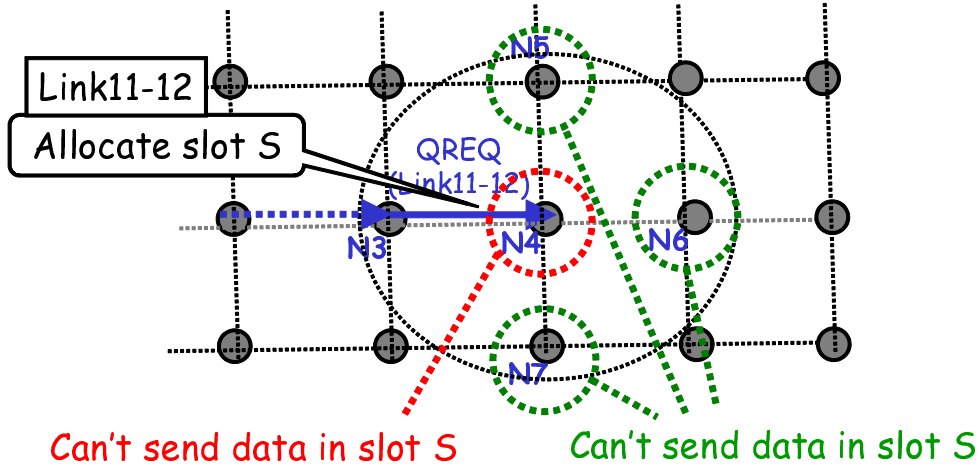


図 4.1. Spatial Reuse を考慮したスロット割り当て手法

り、最適なスロット割り当てにはならない。しかしパスに対して最適なスロット割り当てを行う問題は Mix Integer Problem であり、一般に NP 困難である。そのため、現実的な時間内でより多くの帯域を割り当てることができるヒューリスティックな手法が提案されている [74][75][76]。

PATH で通信可能なスロット数は、パス中で最も割り当てスロット数の少ないリンクの予約スロット数になるため、スロット割り当てを行う際に、パス中の利用可能スロット数が少ないボトルネックリンクから割り当てを行う方が、割り当ての探索範囲を狭めるのに有利であると考えられる。

図 4.2 に Yuh-Shyan Cheny らの手法 [76] の概要を示す。Yuh-Shyan Cheny らの手法では、PATH を Clique の単位に分割し、通信上のボトルネックとなる Clique から順番にスロット割り当てを行う。まず PATH を連続する 2 ホップの単位 ( $PATH_{sub}$ ) で分割する。文献ではリンク層に CDMA over TDMA を想定しているため、TDMA とは異なり各リンクは前後 1 ホップのリンクとのみ無線干渉が発生している。よって  $PATH_{sub}$  はお互いに無線干渉を発生し得るリンクの集合である Clique の単位に相当している。リンクの分割方法は複数存在するため、全通りの分割方法を求め、その分割構成をツリー T とする。

図 4.2 において、ツリー T の各リンクの数字は割り当て可能スロット数を表す。Yuh-Shyan Cheny らの手法では、T の各階層を構成する  $PATH_{sub}$  に関して、割り当て可能スロット数の小さな  $PATH_{sub}$  が左側に来るようにソートする。ソートした結果を  $T_{lfc}$  とし、 $T_{lfc}$  を図 4.3 に示す。 $T_{lfc}$  では、割り当てスロット数の小さな  $PATH_{sub}$  (ボトルネックリンク) を含む分割をできるだけ左側に配置するソートに相当する。Yuh-Shyan Cheny らの手法では、このように構成した  $T_{lfc}$  に関して、左側に配置される分割方法から順番にスロット割り当てを試み、探索を行う。例えば図 4.3 において、一番左側に示した分割構成の場合、(1) リンク c,d、(2) リンク a,b、(3) リンク e の順番に割り当てを試みる。

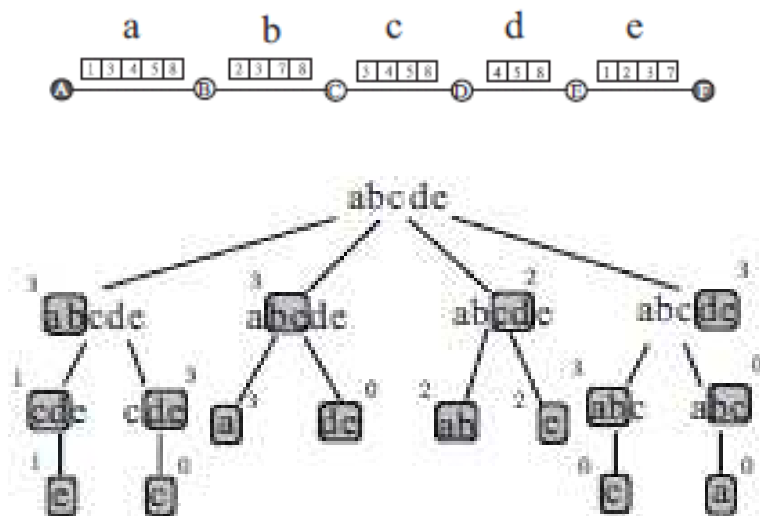


図 4.2. Yuh-Shyan Cheny らの手法 [76] における  $T$  の構成

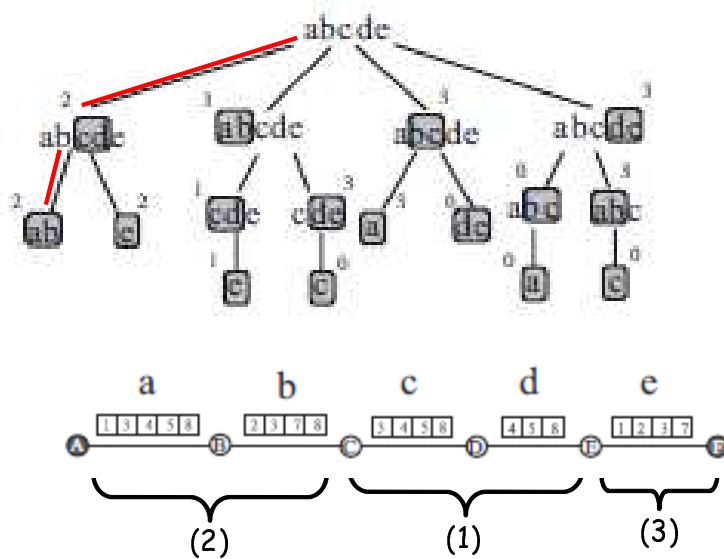


図 4.3. Yuh-Shyan Cheny らの手法 [76] における  $T_{lfc}$  とスロット割り当て

## 4.2 Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links

### 4.2.1 既存スロット割り当て技術の問題点

Liao らに代表される既存スロット割り当て手法では、各フローは自フローの経路上の中継ノードのスロット情報を用いて、スロットの Spatial Reuse を高める割り当てを工夫することで、できるだけ多くのスロットの割り当てを試みる。しかし、ネットワークに複数のフローが存在する場合、各フローは独立にスロット割り当てを試みるため、フロー同士がお互いに利用可能なスロットを浪費しあい、ネットワーク全体で見たスロットの Spatial Reuse は低い程度に留まることがある。この程度は、ネットワーク内のフローが増加するに従って最適値よりも低下してゆく。

図 4.4 を用いて、上記の問題を説明する。4 つのフロー Flow1 から Flow4 が図 4.4 に示したような位置関係で通信を行っているとする。この際に、Link O1-O2 (フロー 2)、Link O3-O4 (フロー 3)、Link O5-O6 (フロー 4) はそれぞれ Link N3-N4 (フロー 1) の通信と衝突する位置関係にあるため N3-N4 と同一のスロットを割り当てることができない。しかしフロー 2、3、4 どちらはお互いに 2 ホップ以上離れているため通信の衝突は起こらない。このような場合に、フロー 2、3、4 が図 4.4(a) に示したようにお互いがばらばらにスロットを予約すると、リンク N3-N4 の空きスロットが浪費されてしまうため、Link N3-N4 に割り当て可能なスロットが大幅に減少してしまう。一方フロー 2、3、4 が、図 4.4(b) に示した通りに同一のスロットを割り当てた場合、Link N3-N4 の空きスロットの浪費は抑えられる。

本稿では、Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links (SRSA-RNL) を提案する。SRSA-RNL では、ノードはスロットの割り当てを行う際に、新たに定義した制御メッセージを用いて近隣リンクのスロット情報を取得し、自リンクのスロットの浪費を発見した場合には、近隣リンクのスロットの再割り当て要求を出すことで、自リンクの空きスロットを確保する。

#### 4.2.2 追加要素

SRSA-RNL では、近隣リンクのスロット再割り当て処理を行うために、DSR Neighbor Request Option、Neighbor Reply Option、Reallocation Request Option を新たに定義する。各オプションのヘッダ構造を図 4.5～4.7 に示す。メッセージには現在スロット割り当て制御を行っているフローのフロー情報 (Src、Dst、Id)、割り当てを行っている Target Link 情報等が含まれる。Neighbor Request の TTL は 2 に設定され、Neighbor Request を受信したノードは Target Link 上の通信と衝突するフローが自身を通過している場合に Neighbor Request を中継する。Neighbor Reply は Neighbor Request と逆向きに返信される。返信する際に近隣リンクのリンク情報、スロット情報、近隣リンク、近隣リンクの近隣ノード情報がメッセージに付加される。Reallocation Request はスロットの再割り当てが必要なリンクとそのスロット情報が付加される。

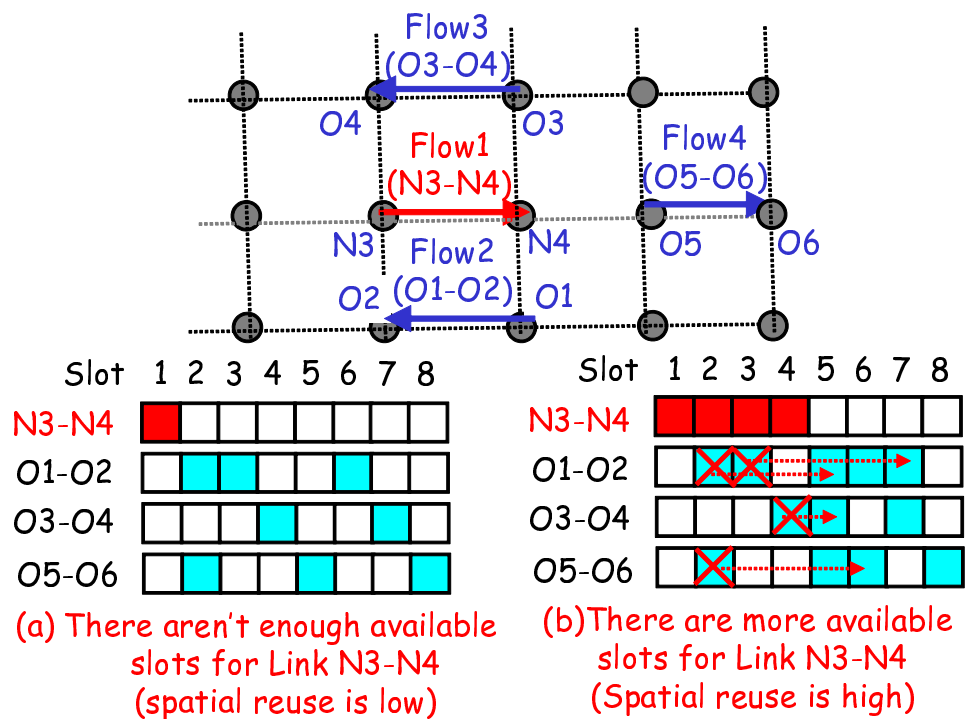


図 4.4. スロットの spatial reuse に関する問題点

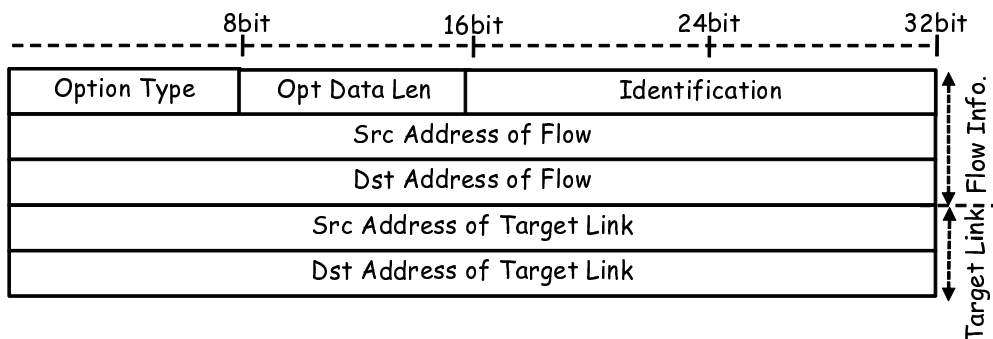


図 4.5. DSR Neighbor Request Option

#### 4.2.3 近隣リンク情報取得/再割り当て手順

SRSA-RNL では、DRRR における Upgrade 処理に適用される。3.1.1 項で説明した、QREQ のブロードキャストを用いた経路発見の段階では PATH がまだ確定していないため、SRSA-RNL による近隣フローのスロット再割り当ては適用できない。SRSA-RNL では、Upgrade 処理において各ノードが自リンクにスロットの割り当てを行った際に、自リンクが経路上の帯域的なボトルネックリンクであると判定された場合に、該当リンクの近隣フローの

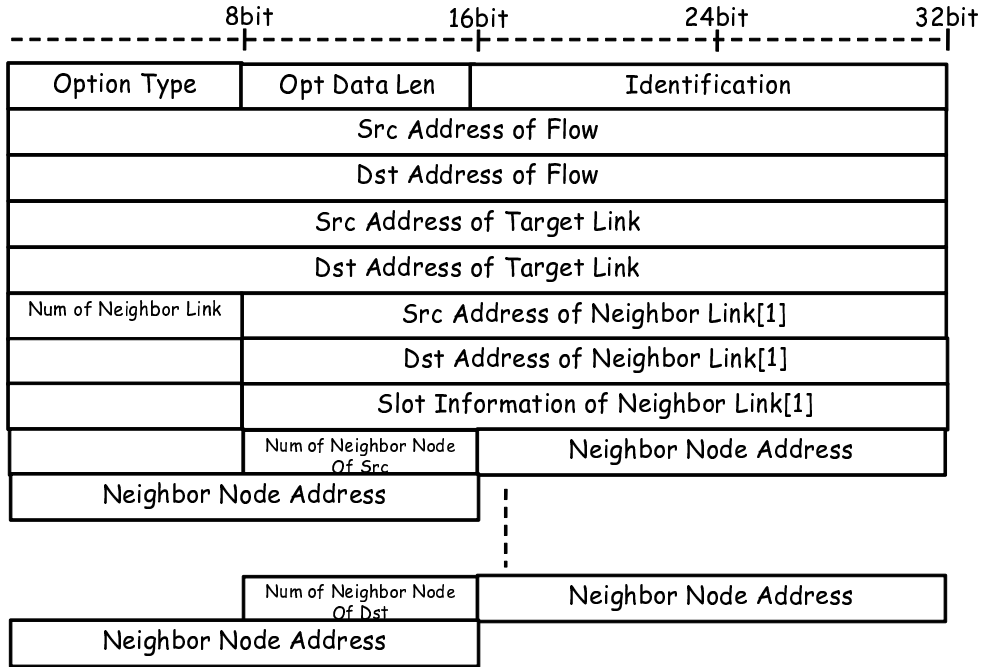


図 4.6. DSR Neighbor Reply Option

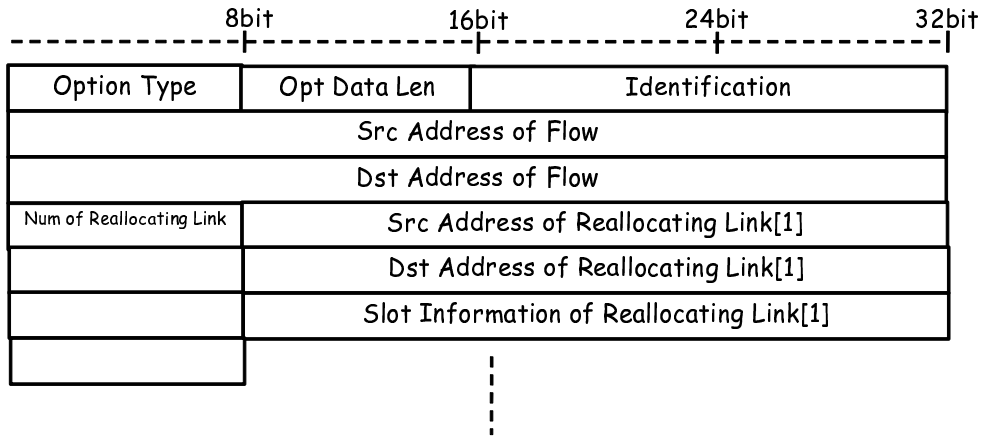


図 4.7. DSR Reallocation Request Option

スロット再割り当てを行うことで、ボトルネックリンクの帯域回復を試みる。

以下、図 4.8 を用いて SRSA-RNL の近隣リンク情報取得/再割り当て手順について説明する。図 4.8 においてノード N4 がリンク N3-N4 にスロットを割り当てる際、ノード N4 はリンク N3-N4 に割り当て可能なスロット数  $B$  を計算する。PATH 中の N4 以前のリンクに既に割り当てられているスロット数を  $B_{cur}$  として、 $B < B_{cur}$  である場合はこのリンク N3-N4 が PATH の現段階での帯域上のボトルネックとなっていると判定する。そのため SRSA-RNL では、まず周辺リンクのスロット情報を取得し、Spatial Reuse を考慮して再割り当てするこ

とで、リンク N3-N4 に空きスロットを回復することを試みる。

ノード N3、N4 は隣接リンクの再割り当てを試みる場合図 4.5 で定義した Neighbor\_Request をブロードキャストする。以下に、近隣リンク情報取得/再割り当て手順を示す。図 4.8 に示すように N4 からの Neighbor\_Request を受信したノードは、メッセージに含まれる Target\_Link を参照し、自ノードを通過しているフローのうち Target\_Link と干渉する通信フローがない場合、もしくは既に当該フローに関する Neighbor\_Request を中継した場合はメッセージを破棄する。一方、Target\_Link と干渉する位置関係にあるリンクを他フローが通過しており、当該干渉リンクの送受信ノードのうち、まだ Neighbor\_Request、もしくは Neighbor\_Reply を受信していないノードがある場合はそれらのノードを Leaf\_Node として記録し、Neighbor\_Request を中継する。メッセージを中継する際に、メッセージに含まれるフロー情報を保存し、同一フローの Neighbor\_Request の重複中継を防止する。図 4.8 において、近隣ノード O1 が最初の N4 から Neighbor\_Request を受信した場合、近隣リンク O1 では Target\_Link N3-N4 と干渉関係にあるリンク O1-O2、O7-O1 を Flow2 が通過しており、かつ O1 は O2、O7 からの Neighbor\_Request もしくは Neighbor\_Reply を受信していないため、Neighbor\_Request を中継する。次に Neighbor\_Request を受信した O7 は干渉リンク O7-O1 に関しては既に Neighbor\_Request を受信しているためメッセージの中継は行わない。

一方、ノードが Neighbor\_Request を受信した際に、干渉リンクの送受信ノードの全てから Neighbor\_Request もしくは Neighbor\_Reply を受信している場合は、Neighbor\_Reply を返信する。Neighbor\_Reply のフロー情報、Target\_Link 情報は Neighbor\_Request のものと同じである。なお、NH フィールドには Neighbor\_Reply を送信したノードのアドレスと、利用可能スロット情報（送信可能/受信可能）が付加される。Neighbor\_Reply を受信したノードはメッセージに含まれる Neighbor\_Link\_Info を保存する。また、NH フィールドの情報と自身のスロット情報から、該当リンクのスロット情報を求め、Neighbor\_Link\_Info を作成する。各ノードは全ての Leaf\_Node から Neighbor\_Reply を受信した場合はに Neighbor\_Reply を送信する。Neighbor\_Reply には該当ノードが保持する Neighbor\_Link\_Info が付加される。

上記動作は、Neighbor\_Request の伝播から、ノード N4 を root とし、Target\_Link との干渉リンク上の各ノードを葉とする木構造を作るのに等しい。図 4.8 の場合、ノード N3 が送信した Neighbour Request はノード O1、O2 に届き、ノード N3 にはノード O1、O2 のスロット情報（LinkO1-O2 のスロット情報）と、O1、O2 の Neighbour Request が通知される。なお、Neighbour\_Link\_Info 中の Neighbor\_Node フィールドはノード N4 がこれらの隣接リンクのスロット再割り当てを行う際に、干渉リンク間の干渉関係を把握するために必要である。Neighbor\_Reply は Neighbor\_request と逆向きの方向に伝播し、N4 は全干渉リンクの情報を得る。N4 は対象リンクに対してスロット再割り当てを計算し、結果を Reallocation Request に書き込んで近隣リンクに通知する。

もしも近隣リンクのスロット再割り当てを行ったにも関わらず、リンク N3-N4 に Bcur 未満のスロットしか割り当てることができなかった場合には、DRRR と同様に PATH 内のリンクのスロットの一部を開放、または近隣フローの Downgrade を行い、自身に必要な量のスロットを割り当てる。

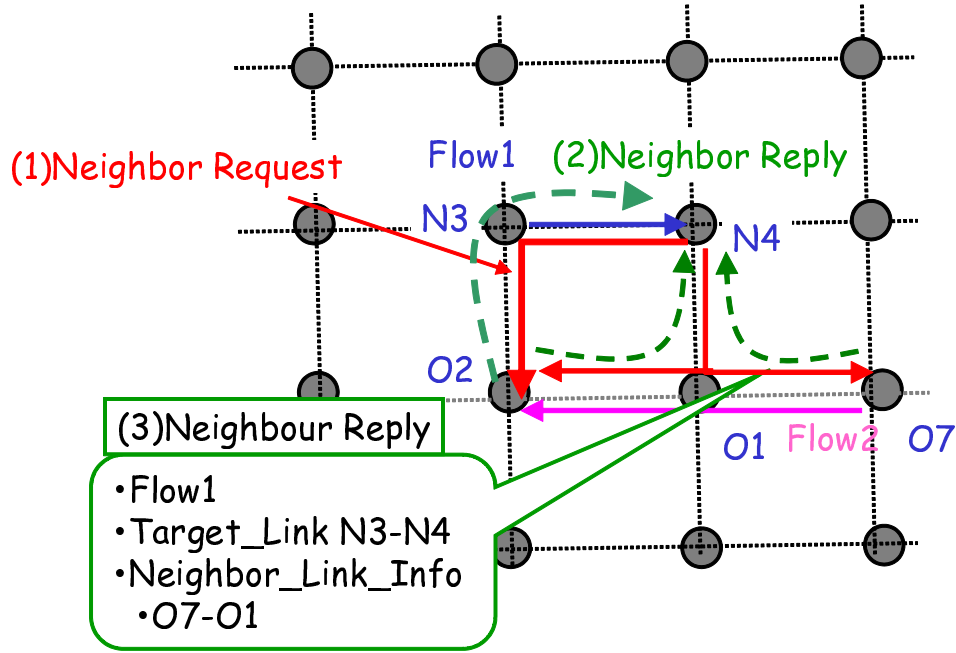


図 4.8. 近隣リンク情報取得/再割り当て手順

#### 4.2.4 Reallocation 手法

SRSA-RNL では、ノード N4 は 4.2.3 で説明した方法で近隣リンクのスロット情報を取得した後、現在利用できない全てのタイムスロットに関して、近隣リンクのスロット再割り当てによって利用可能となるかを調べる。図 4.9 に近隣リンクスロット再割り当て手順を示す。まず N4 は自リンクのスロット 0 から Slot に対して、Calculate\_Cost 関数を用いて `downgrade_cost` を計算する。N4 は自リンクと干渉関係にある全干渉リンク `interference_link` に関して、slot を利用している場合は、それらの再割り当てを順番に試みる。`interference_link(n)` において、スロット再割り当てを行う際は、再割り当て先スロット `reallocate_slot` に対して順番に再割り当てを試み最初に再割り当てが可能であったスロットを再割り当て先に決定し、実際のスロット再割り当てを行う。このようにして、全 `interference_link` に関してスロットの再割り当てができた場合は、再割り当てが必要であったリンク数を、`downgrade_cost[slot]` として決定する。スロットの再割り当て先が見つからない `interference_link` があった場合は、`downgrade_cost[slot]=∞` とする。

このようにして全ての slot に対して `downgrade_cost[slot]` を計算する。なお、Calculate\_Cost を用いて `downgrade_cost` を計算する際には、Initiate\_slot\_info を用いてスロット情報を QREQ に付加されていた元のスロット情報に戻すとする。N4 は `downgrade_cost` が最も小さいスロットを最終的な再割り当て対象スロットとして決定し、実際の再割り当てを行う。

```

main()
{
    for(slot = 0; slot < Slot; ++slot)
    {
        initiate_slot_info;
        downgrade_cost[slot]=Calculate_Cost(slot);
    }

    ⇒choosing the slot that makes downgrade_cost minimum,
    and executing the reallocation;
}

Calculate_Cost(slot)
{
    cost = 0;
    for(all interference_link)
    {
        if(interference_link(n) uses the slot)
        {
            for(reallocate_slot = 0; reallocate_slot < Slot; ++reallocate_slot)
            {
                //trying to allocate another slots to the interference_link(n)
                if(set_slot(interference_link(n), reallocate_slot) == Success)
                {
                    ++cost;
                    delete_slot(interference_link(n), slot)
                    goto success;
                }
            }
            cost = ∞;
            goto done
        }
    }
    success:
}
done:
    return cost;
}

```

図 4.9. SRSA-RNL Reallocation アルゴリズム

#### 4.2.5 SRSA-RNL の制御オーバーヘッド

SRSA-RNL では、リンクにスロットを割り当てる際に、周辺リンクのスロット再割り当てを行うため、割り当て制御のオーバーヘッドが増加する。この際に周辺リンクの再割り当て制御が他フローの割り当て制御を邪魔することを防ぐために、以下のような手法を用いている。

2.2.1 項で説明した通り、リンクに対してスロットを割り当てる際には、リンクの送受信者

は RTS/CTS を 1 ホップ以内にいるノードに対してブロードキャストして通知してロック状態にし、複数のリンクが同時にスロット割り当てを行うことによってスロット情報の不一致が起こることを防止する。SRSA-RNL では、近隣リンクのスロット再割り当ても同時に行うため、Neighbour Request を用いて近隣リンクの 1 ホップ以内にいるノードもロックする必要がある。この際に、近隣でノードで既にスロットの割り当てを行っており、必要なノードをロックできない場合がある。

例えば、図 4.10 に示したように、既に Flow3 が Upgrade 処理を行っており、O3 がロックされている場合、Node4 は近隣ノードであるノード 3 をロックすることはできない。MAC-RSV、JAM-TDMA 等の既存 TDMA MAC 技術では、このような場合は backoff を行い、再度該当ノードのロックを試みるが、周辺リンクのロックの際にこのような処理を行うと、リンク N3-N4 の付近の広い範囲のノード（図 4.10 において、破線で囲まれた部分）が長時間ロックされてしまう可能性がある。そのため SRSA-RNL では近隣ノードがロックできなかった場合は、すぐに Neighbour Reply を返信し、該当リンクのスロット再割り当ては行わない。

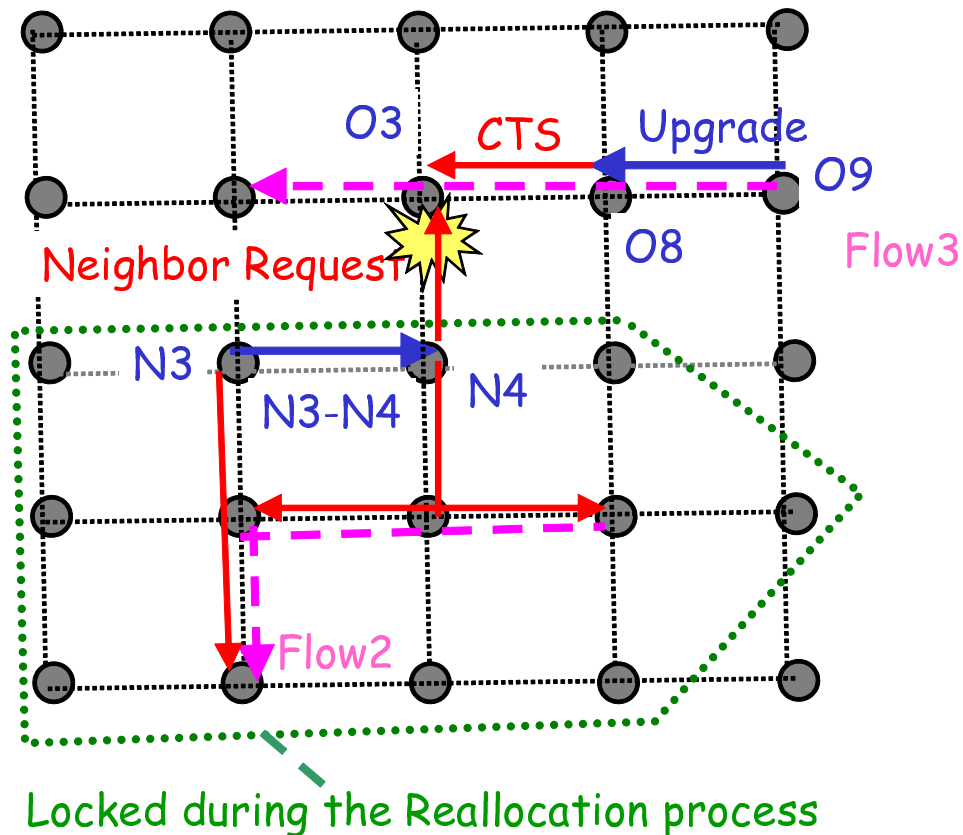


図 4.10. SRSA-RNL

#### 4.2.6 経路発見フェーズにおける予備 PATH の設定

本提案手法では、各フローは自 PATH の近隣リンクのスロット情報を取得し再割り当てを行うことで自 PATH における利用可能スロットを回復する。そのため、3.2 節で説明した通信経路発見の段階ではスロットの割り当てができなかった経路に関しても、近隣リンクのスロット再割り当てを行うことで、自リンクにスロットの割り当てができる場合がある。そのため、本提案手法では、このようなスロットの割り当てができない経路に関してもマルチパス通信経路候補として選択するために、Dst におけるマルチパス経路選択アルゴリズムを以下のように変更する。

Dst では、経路候補情報を含んだ最初の QREQ を受信した後、あらかじめ設定された時間  $T$  の間他の QREQ の受信を行う。ここで、Dst が PATH1~PATHn を含む QREQ を受信したとする。また、マルチパス経路候補として選択された PATH の集合を  $\Psi$  とする。またマルチパス経路候補の総数を  $N$  とする。

1.  $\Psi$  中の PATH に割り当てられたスロット数の合計  $B_{cur}$  が  $B_{max}$  以上である場合は、QREQn を破棄して処理を終了する。
2.  $\Psi = \emptyset$  とする。PATH1~PATHn に既に割り当て予定となっているスロットを全て解放する。
3. PATH1~PATHn に対してスロット割り当てを行い、最も優先度の高い PATH を  $\Psi$  に入れ、割り当てスロットを確定する。なお、優先度は以下の基準で決定する。
  - (a) Downgrade 処理を行わずにスロット割り当てが可能である PATH
  - (b) 上記条件が等しい場合、割り当て可能スロット数が多い経路
  - (c) 上記条件が等しい場合、 $\Psi$  に既に選択された経路との共通中継ノードの数 (Path\_Independance と書く) が最も少ない経路
  - (d) 上記条件が等しい場合、ホップ数の短い経路
4. PATH1~PATHn の中から  $\Psi$  に入れられた PATH を除き、残りの PATH に関しては、 $\Psi$  中の PATH が割り当てを行ったことで使用不可になったスロットを、近隣ノードリストを参照することで計算する。
5.  $\Psi$  に含まれる PATH の数が  $N$  に達した場合は処理を終了する。
6.  $\Psi$  中の PATH に割り当てられたスロット数の合計  $B_{cur}$  が  $B_{max}$  未満である場合は、3 からの処理を繰り返す。

3 において、優先度を計算する際に、スロット割り当てができない経路に関しても、予備 PATH としてマルチパス経路候補に含む。この際に、既にマルチパス経路として選択された経路と重なりが少ない経路を優先して選ぶことで、既存のマルチパスが利用できないネットワーク通信帯域を利用できる確率が高まる。図 4.11 に示すように、既に PATH1、PATH2 がマルチパス経路として選択されている場合、PATH3 の Path\_Independance が 3 つなのに対し、PATH4 の Path\_Independance は 0 であり、PATH4 の方が既存のマルチパス経路と共通

のボトルネックリンクを持つ確率が低い。このように Dst は既存の選択経路と重なりが少ない経路から順番に予備 PATH に選択することで、スロット割り当ての効率の向上を試みる。

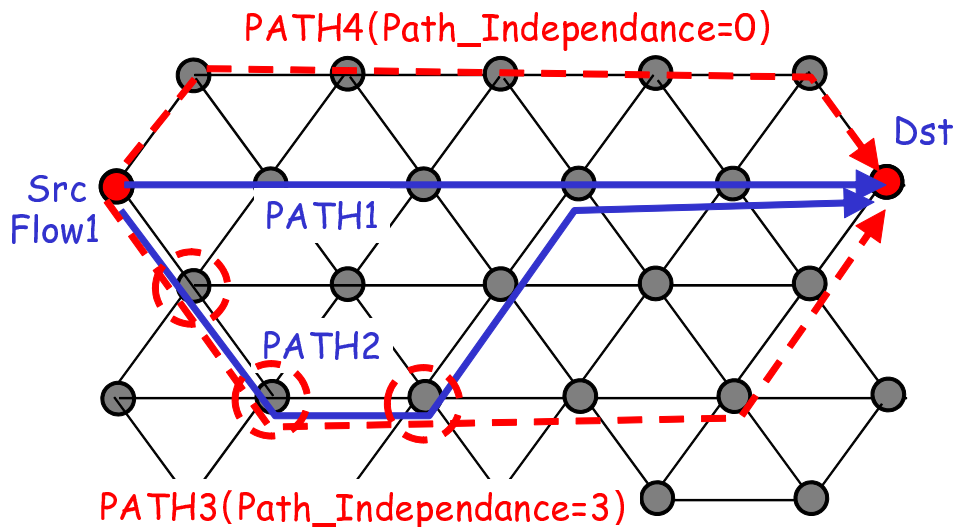


図 4.11. 予備 PATH の選択方法

## 4.3 シミュレーションによる性能評価

### 4.3.1 評価方法

3 章で用いたシミュレーションツールを用いて、SRSA-RNL の評価を行った。シミュレーションにおいて、ネットワーク、フローに用いたパラメータを図 4.12 に示す。シミュレーションに用いたパラメータは図 3.18 とほぼ同一であるが、ネットワークのサイズに関しては  $210\text{m} \times 210\text{m}$  に変更している。

マルチメディアフローの送受信者はネットワーク内にランダムに配置され、最も近い AP を経由して他ユーザと通信を行うものとする。ユーザと AP 間は 802.11e 等の既存の MAC 技術を用いて通信を行っているものとし、ユーザと AP 間の通信と AP 同士の通信は干渉は考慮しない。通信フローの発生モデルは平均フロー通信時間 600sec、平均フロー発生間隔 *Arrival-time* が (a)240sec、(b)120sec、(c)60sec、(d)30sec、(e)15sec のポアソン過程を想定し、送受信者の位置はネットワーク内にランダムに配置した。無線リンク層は 802.11b を想定し通信帯域は 11Mbps とし、TDMA に関しては、1 フレームは 0.1ms の Control Slot 20 個、5ms の Data Slot 16 個 (1 フレーム 82ms) で構成した。この値は既存の QoS Routing が想定しているパラメータである。

フローが用いる QoS Routing、Upgrade 処理時に用いるスロット割り当て手法として、以下の 5 通りを用いた。

1. Single-Path DRRR + Liao's Slot Allocation

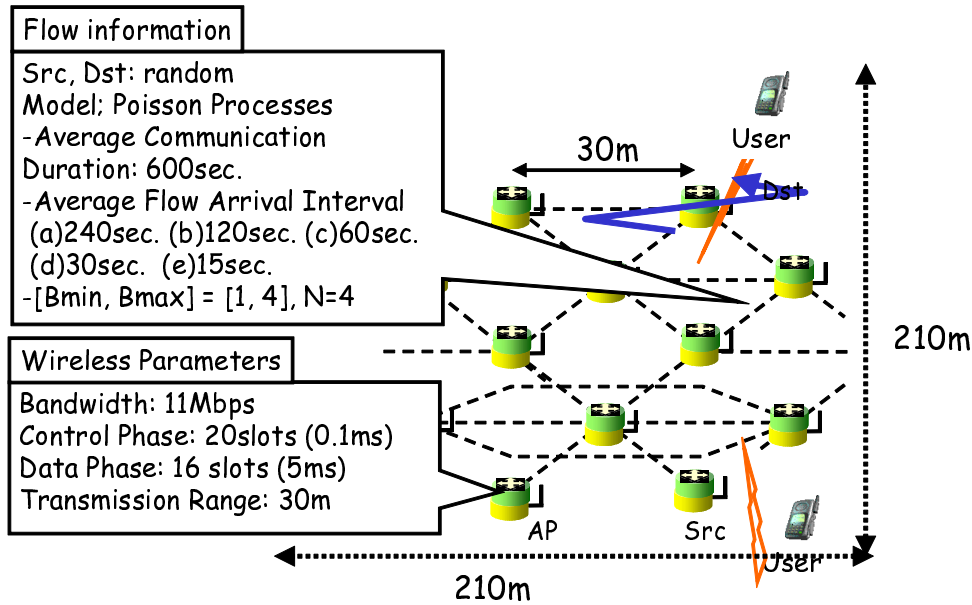


図 4.12. シミュレーションに用いたネットワークトポロジーと各種パラメータ

2. Multi-Path DRRR + Liao's Slot Allocation
3. MRD-CB + Liao's Slot Allocation
4. MRD-CB + Optimized Slot Allocation with MIP Solver (後述)
5. MRD-CB + SRSA-RNL

シミュレーション時間は 3600 秒であり、各シミュレーションでは、(a) から (e) のトラフィックモデルにおいて、各フローが用いる QoS Routing、スロット割り当て手法が (1) から (5) の場合のネットワークスループット  $T$  の Improvement Ratio を測定した。ネットワークスループット  $T$  はフロー  $i$  がシミュレーション中に通信を行ったユーザデータ量を  $t_i$  を用いて  $T = \sum_{all\ flows} T_i / simulation\ time$  で定義され、メッシュネットワークが処理した総通信量を表す。また Improvement Ratio は、スロット割り当て手法に (1) Single-Path DRRR + Liao's Slot Allocation を用いた場合の結果からの増加割合を表す。シミュレーション回数は各条件で 20 回ずつ行った。

### 4.3.2 Optimized Slot Allocation with MIP Solver

4.1 で説明した通り、フローに対してより多くのスロットの割り当てを行うために、既に様々なヒューリスティックなスロット割り当て手法が提案されている。本稿では、これらの各フローが自身の通過するリンクに関してのみスロットの割り当てを行う手法の上限を示すために、Mix Integer Problem Solver である GNU Linear Programing Kit (GLPK) [77] を用いたスロット割り当て手法の評価を行った。

### GLPK を用いた定式化

一般に TDMA ネットワークにおいて、リンク間の干渉発生による制約条件の中で、割り当てスロット数を最大にするスロット割り当てを求める問題は整数計画問題と呼ばれ、NP 困難である。GLPK は上記の問題を求める Solver であり、branch-and-bound method を用い理想解を得るために多くの時間を要するが、得られるものは制約条件の中で最適なものであり、Optimized Slot Allocation with MIP Solver で得られる解は既存のヒューリスティックな割り当て手法の上限を与えていると言える。

以下、図 4.13 を用いて本稿で用いた、スロット割り当て問題の定式化について説明する。フロー  $i$  中のリンク  $j$  のスロット  $k$  の情報を  $\{x_{ijk} \mid 0, 1\}$  と表す。また、 $1 \leq i \leq I$ 、 $1 \leq j \leq J$ 、 $1 \leq k \leq K$ 、とする。整数計画問題では、 $\{x_{ijk}$  に関して一次式の制約条件を設定し、その制約条件下で一次式で表わされる目的関数を最大化する  $\{x_{ijk}$  を探索する。

**目的関数** フロー  $i$  の目的関数  $E_i$  は自リンクへのスロットの割り当て数を最大にすることである。

$$E_i = \sum_{j=1}^J \sum_{k=1}^K x_{ijk} \quad (4.1)$$

また、フロー  $i$  に既に割り当てられているスロットを全て解放した後、スロット割り当ての際の制約条件として以下を追加する。

**スロット利用可否制約** 近隣リンクが既にスロットを予約している場合、フロー  $i$  が割り当てができないスロットが存在する。スロット利用可否制約として以下の制約条件を設定する。

for all flow  $i$ , all link  $j$ , all slot  $k$

$$x_{ijk} \leq X_{ijk} \quad (4.2)$$

ただし、 $X_{ijk}$  はフロー  $i$  のリンク  $j$ 、スロット  $k$  が割り当て可能である場合は 1、そうでない場合は 0 である定数である。

**リンク間の干渉による制約** フロー  $i$  内のリンクにおいても、お互いに干渉関係にあるリンクどうしは同一のスロットを割り当てる事ができない。リンク  $j$  と干渉関係にあるリンクを  $j'$  とし（ただし  $1 \leq j' \leq J'$  とし、リンク  $j$  自身も干渉リンクに含む）、リンク間の干渉による制約を設定する。

for all link  $j$

$$\sum_{j'=1}^{J'} x_{ij'k} \leq 1 \quad (4.3)$$

各リンクの割り当てスロット数の平等性による制約 同一フロー内の各リンクへの割り当てスロット数は等しくなくてはならないため、以下の制約条件を追加する。

for all link  $j > 1$

$$\sum_{k=1}^K x_{i1k} = \sum_{k=1}^K x_{ijk} \quad (4.4)$$

GLPK では、上記の整数計画法を解く前に、変数  $x_{ijk}$  を以下のように線形緩和し、線形計画問題に変換する。

$$x'_{ijk} \mid 0 \leq x'_{ijk} \leq 1 \quad (4.5)$$

線形緩和を行う事で、上記問題を Simplex 法で解析的に解く事ができる。得られた解  $x'_{ijk}$  は 0、1 以外の実数値を含んでおり、元の整数計画問題よりも制約条件が少ない状態に当たる。GLPK では上記線形緩和して得られた解を、実際の整数計画問題の上界とみなし、上記解を中心に branch and cut 法を用いて本来の整数計画問題を解く。

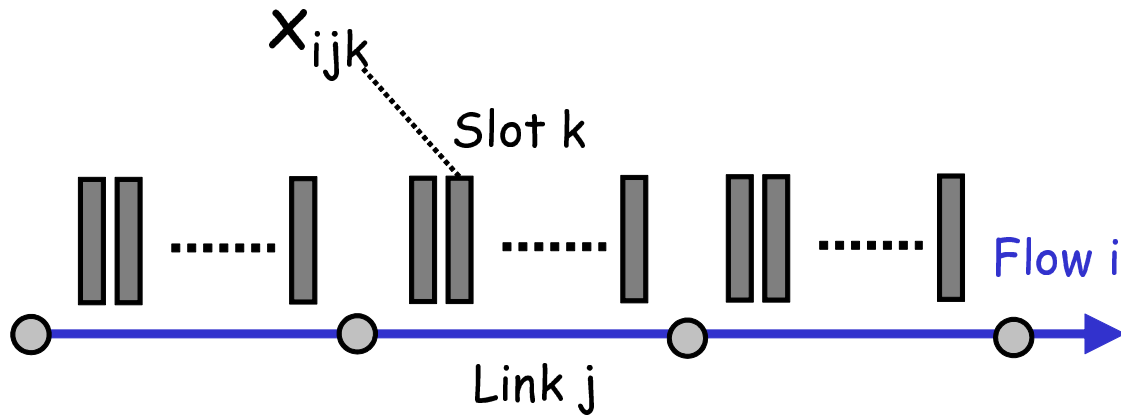


図 4.13. スロット割り当て整数計画法へのモデル化

なお、Optimized Slot Allocation with MIP Solver では、一度フロー内の全リンクのスロット情報を集めた後にスロットの割り当てを行うタイムラグが発生するが、このタイムラグの間に他フローの割り当てスロットの変化に伴ってスロー情報が変化することを防止するために、Optimized Slot Allocation with MIP Solver に限り、スロット情報取得とスロット割り当ては瞬時に行われるものとする。

### 4.3.3 測定結果

図 4.14 に、各トラフィック条件における、フローの通信帯域予約成功割合を示す。以後グラフでは、横軸としてフロー平均発生数 (/min) を用いる。フロー発生数は

60/ $FlowArrivalInterval$  であり、ネットワーク中に発生する平均フロー数を表す。

ネットワーク内のフロー発生数が 1[/min] 以下の場合、ほぼ全てのフローが通信帯域の割り当てを行っている。フロー発生数が 2[/min] 以上の場合通信帯域成功割合が低下し、フロー発生数が 4[/min] の場合に通信帯域成功割合は約 88% まで低下するが、各手法において、通信帯域成功割合の大きな差異は見られない。本稿では、平常時に近い環境でのトラフィック条件を想定するため、通信帯域成功割合が大きく劣化する程の高トラフィック状況は想定しないものとする。

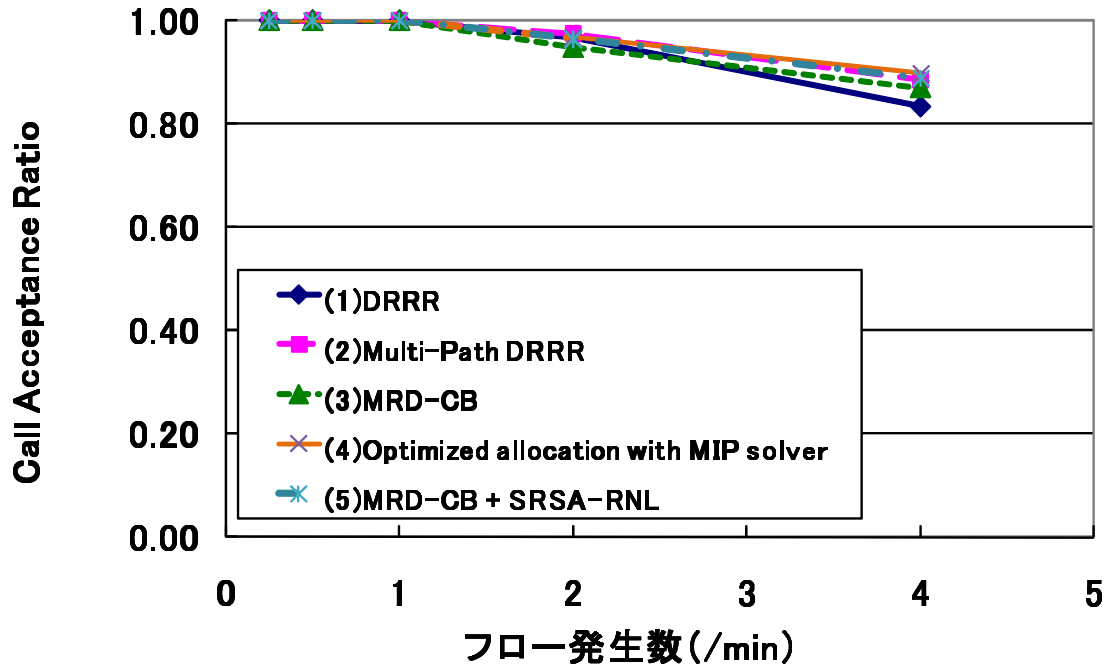


図 4.14. Slot Reservation Success Ratio

次に、図 4.15 に、各トラフィック条件におけるネットワークスループットを、図 4.16 に、ネットワークスループットの Improvement Ratio を示す。

図 4.15 において、ネットワークスループットは、ネットワークに存在するフロー発生数の増大に伴い、増大する。本稿では、図 4.14 に示した通り、フローの通信帯域成功割合が高い範囲でのトラフィック条件での評価を行っているため、ほぼフロー発生数に比例してネットワークスループットは増大している。

図 4.16 において、(1)Single-Path DRRR + Liao's Slot Allocation に比べて、(2)Multi-Path DRRR + Liao's Slot Allocation の場合のネットワークスループットは大きい、その改善率は非常に小さい。それに対して、(3)MRD-CB + Liao's Slot Allocation では、フロー発生数が 2[/min] より少ないトラフィック条件でネットワークスループットは大きく上昇し、フロー発生数が 1[/min] の場合に Improvement Ratio は 12% であった。これは、MRD-CB では既存 Multi-Path QoS Routing に比べてより多くの通信帯域の予約が可能で

ある経路を発見する事による。しかし、フロー発生数が  $2[\text{/min}]$  以上のトラフィック条件では、Improvement Ratio は (2)Multi-Path DRRR + Liao's Slot Allocation と大差ない。これは、高トラフィック環境では、ネットワークの混雑による空き通信帯域自体が少ないため、経路発見手法の違いによる性能の差異が出にくいいためである。これに対して、(5)MRD-CB + SRSA-RNL では、スロット再割り当てを行うことで通信帯域を回復する事ができ、フロー発生数が  $0.5[\text{/min}]$ 、 $1[\text{/min}]$  の場合に Improvement Ratio は 17% であり、高トラフィック環境でも Improvement Ratio は 10% 程の値に収束する。また、これは既存のスロット割り当て手法の上限値である (4)MRD-CB + Optimized Slot Allocation with MIP Solver よりも大きい。

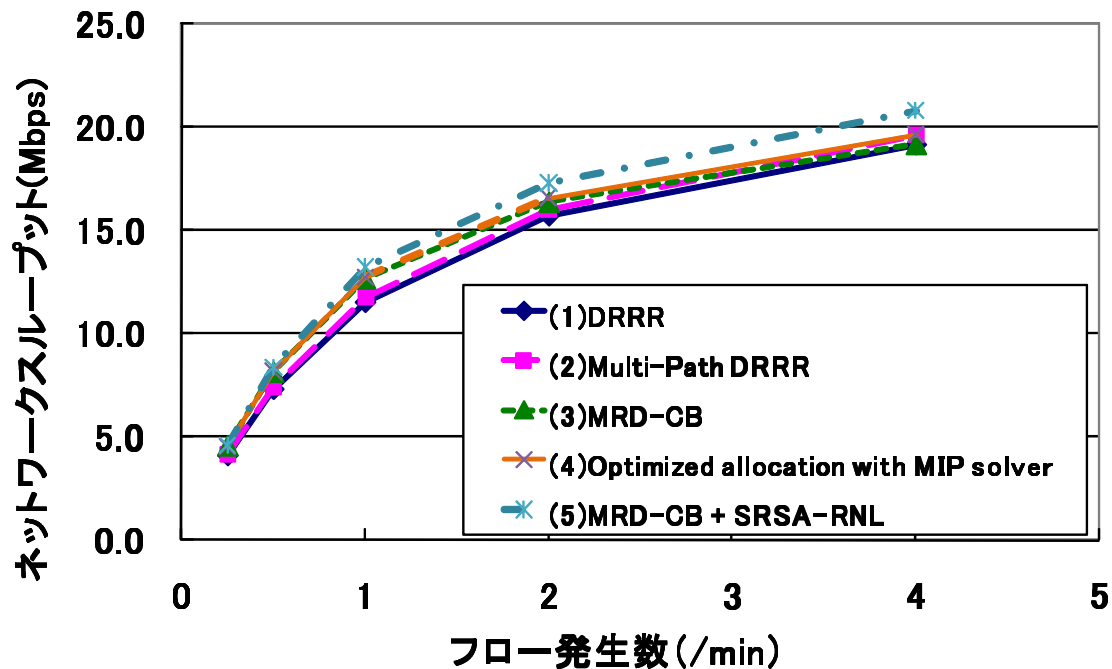


図 4.15. ネットワークスループット

図 4.17、図 4.18 に、各トラフィック条件における総通信量とその Improvement Ratio を示す。総通信量は、シミュレーション中のネットワーク内の全ノードが送信したデータの総和であり、純粋なネットワークの利用度を表す。基本的な傾向は、図 4.15、図 4.16 と同等であるが、経路探索手法として MRD-CB を用いた (3) から (5) においては、改善度が大きくなっている。これは、ホップ数の大きな経路、経路探索手法によって発見する事ができる通信帯域に差が出る事による。図 4.19 にフロー発生数が  $1[\text{/min}]$  の場合の、Src-Dst 間距離と予約スロット数の関係を示す。DRRR では、ホップ数が増加するに従って予約スロット数は低下し、Src-Dst 間距離が 9 ホップの場合は 1 ホップの場合の 5 割程の量のスロットしか予約できていない。一方、MRD-CB では、Src-Dst 間距離が 9 ホップの場合は 1 ホップの場合の 7 割程度であり、スロット予約数の減少する長ホップフローに関して通信品質を改善する事が分かる。

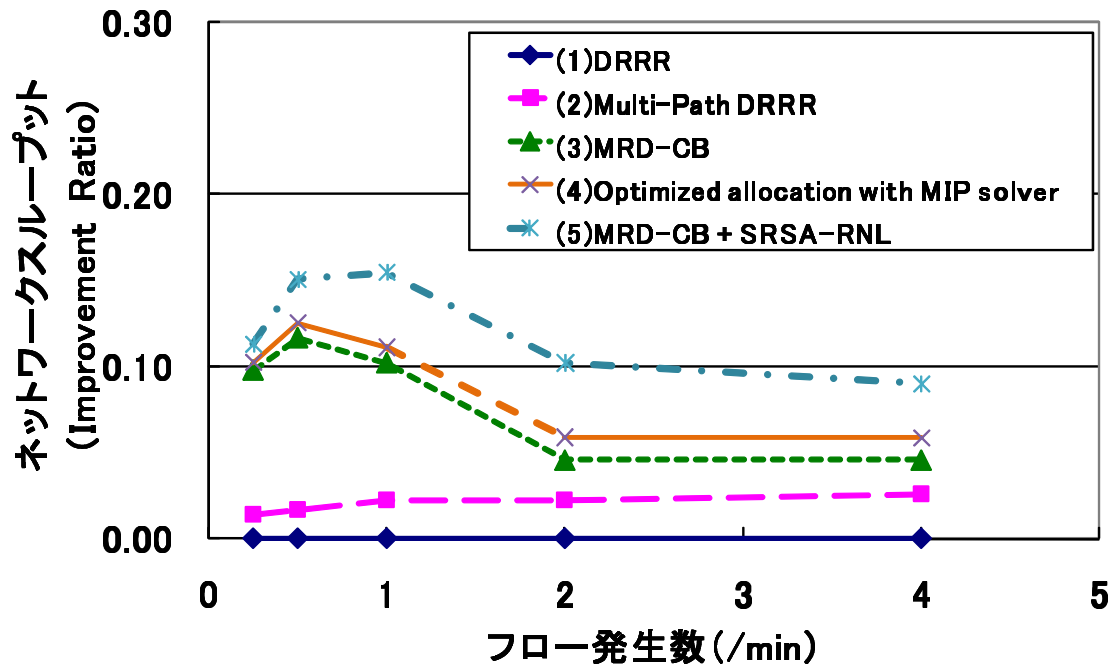


図 4.16. ネットワークスループットの Improvement Ratio

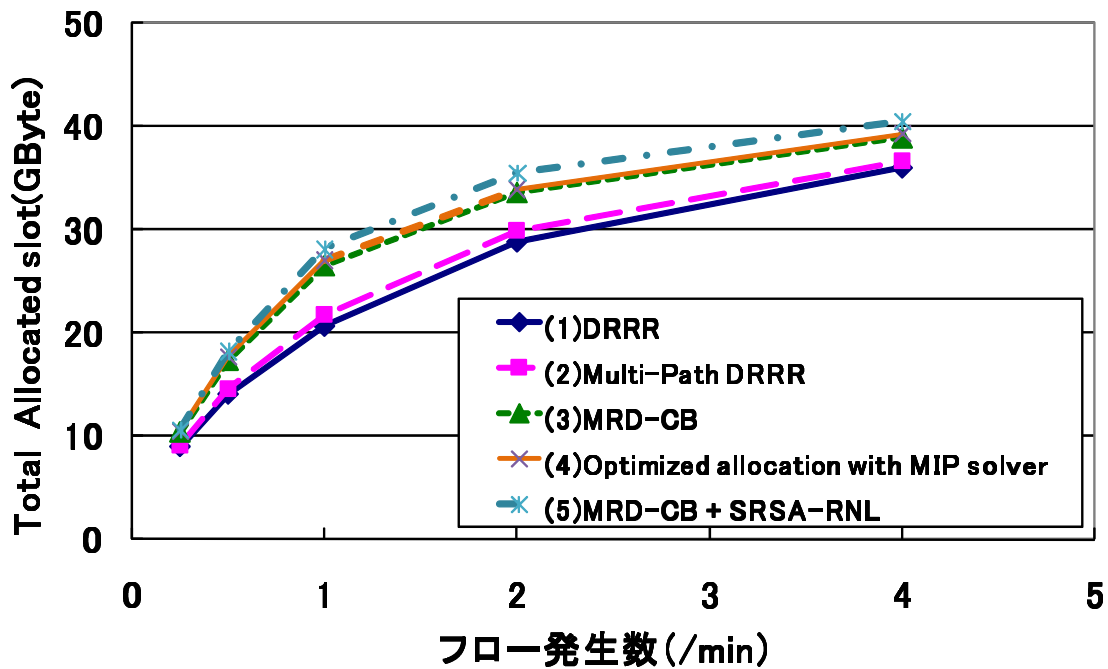


図 4.17. 総通信量

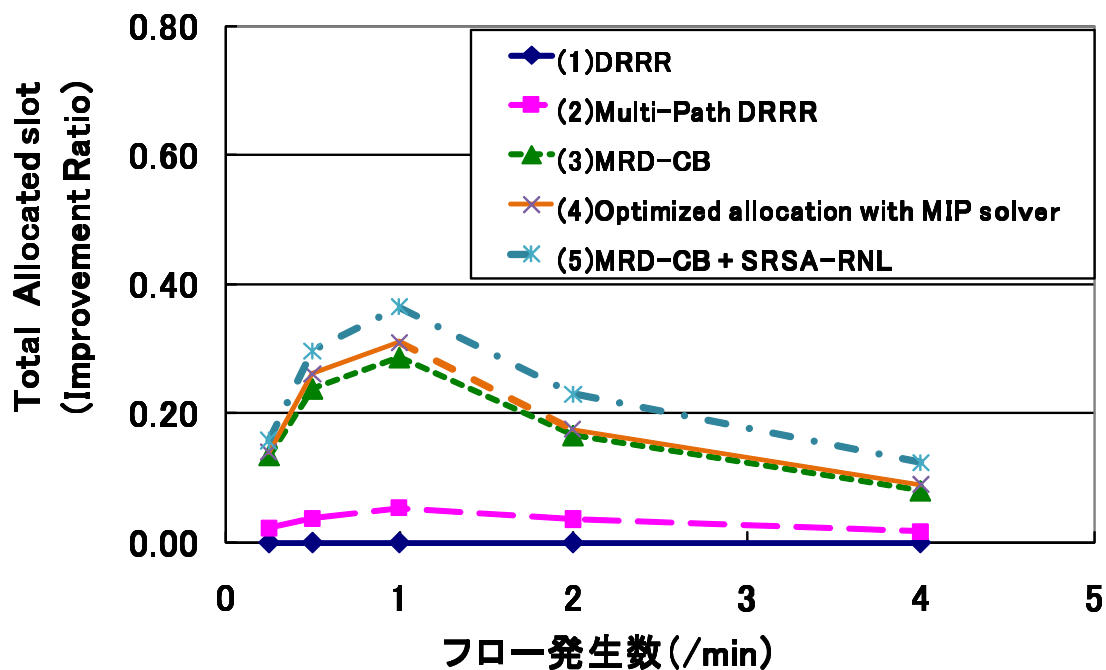


図 4.18. 総通信量の Improvement Ratio

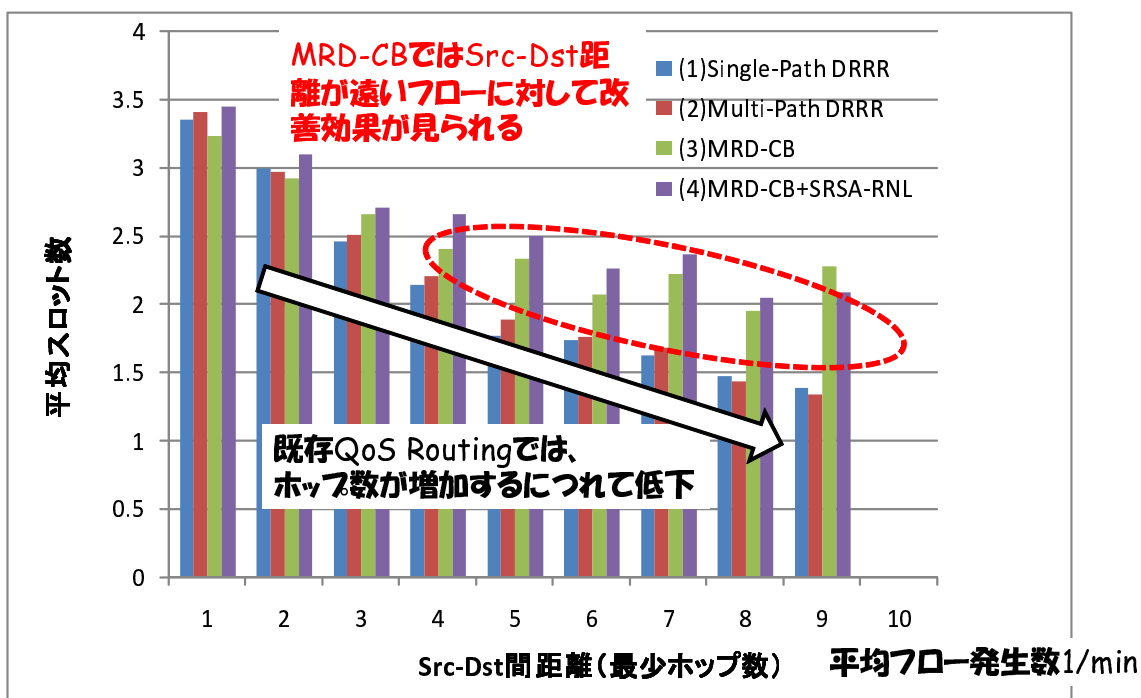


図 4.19. フロー発生数が 1[/min] の場合の、Src-Dst 間距離と予約スロット数の関係

図 4.20、図 4.21 に、各手法がシミュレーション中に用いた、制御メッセージ量と、制御メッセージ数を示す。制御メッセージは全て TDMA Frame の Control Phase 中に送受信されたものである。(2)Multi-Path DRRR + Liao's Slot Allocation は、Multi-Path QoS Routing であるが、経路発見の際に追加的なオーバーヘッドが発生しないため、制御メッセージ数はほぼ同じである。(3)MRD-CB + Liao's Slot Allocation では、MRC\_CB において、経路発見を行う際に QREQ メッセージを追加的に送信するため、制御メッセージ量が約 2.5 倍に増大する。また、(5)MRD-CB + SRSA-RNL では、(3)MRD-CB + Liao's Slot Allocation に比べて制御メッセージ量が約 3 倍に増大しているが、この差異は、各フローが Upgrade を行う際に、近隣リンクの Reallocation を行うための制御メッセージが必要な事による。しかし、(5)MRD-CB + SRSA-RNL においてフロー発生数が 4[/min] の場合においても、TDMA Frame の Control Phase のスロット使用率はどのノードも 5% 以下であり、延べ総通信料の 0.05% 程度でしかないため、本稿で想定している、数分以上継続して通信が行われるマルチメディアトラフィックに関しては、提案手法の有効性は十分に示されていると言える。また経路上のノードの情報を事前に調べ、Upgrade の方法を変える事でオーバーヘッドの多くを削減する事ができる (Appendix A)。

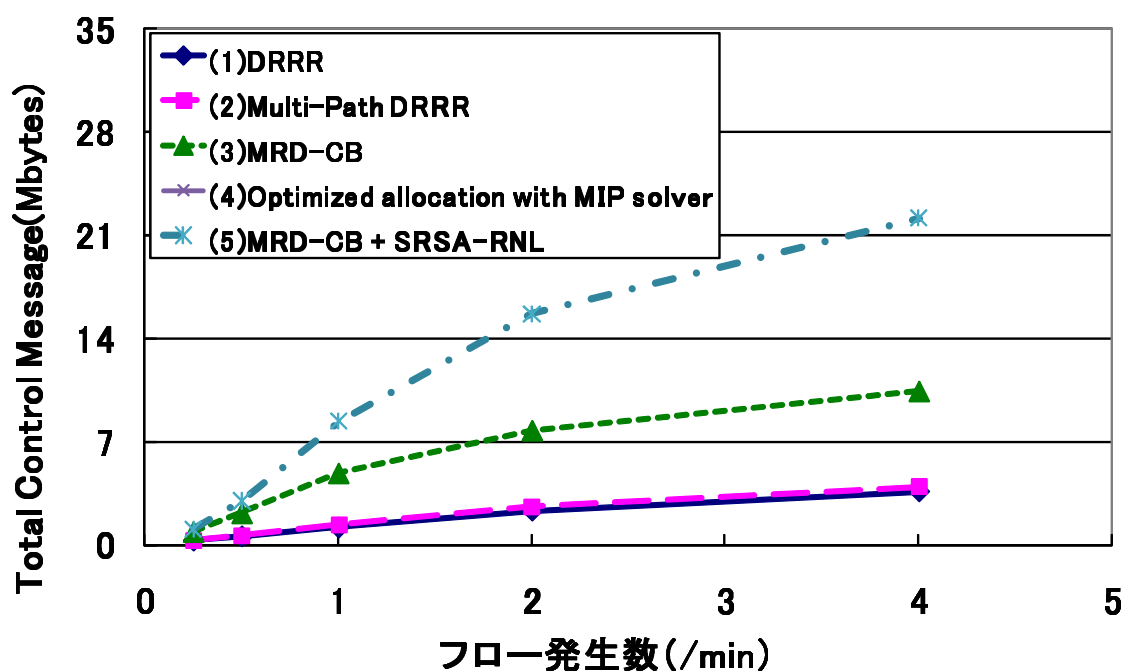


図 4.20. 制御メッセージ量

なお、図 4.20 と図 4.15、図 4.17 を比較すると、制御メッセージ量の増加に比べて、ユーザデータの通信量の増加は小さく、Upgrade 処理によって得られるスロット数が低下している事が分かる。本稿では、ネットワーク中の全フローが定期的に Upgrade を行っているが、フロー数が多く、Upgrade によって得られるスロット数が低下している場合には、Upgrade 頻

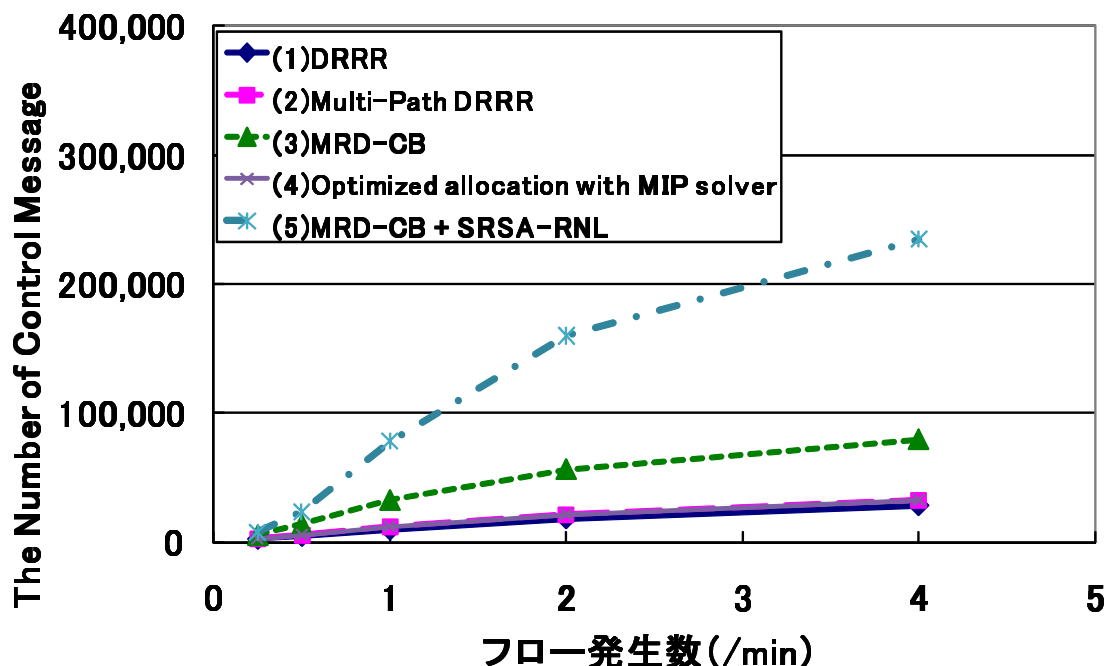


図 4.21. 制御メッセージ数

度を落とす等の手法を行うことで、制御オーバーヘッドをより落とす事が考えられる。

#### 4.3.4 フロー間の干渉を考慮した最適スロット割り当てとの比較

本章では、SRSA-RNL と 4.3.2 項で説明した GLPK を用いた最適スロット割り当て手法の適用範囲を近隣フロー、ネットワーク全体に拡張した手法と比較する事で、本提案手法と最適なスロット割り当て手法との差異を検証する。

上記全体最適化問題は解を得るために必要な計算が莫大であるため、4.3.1 項で説明したシミュレーションにおいて、定常状態である、シミュレーション開始から 1200 秒経過時のフローの通信状況における全体最適化結果のみを計算し、比較する。

スロット割り当ての比較手法として、以下の 3 通りを用いた。

1. SRSA-RNL
2. Optimized Slot Allocation and Reallocation with MIP Solver
3. Global Optimization of Slot Allocation with MIP Solver

図 4.22 に各手法のスロット割り当て問題の最適化範囲を示す。(1) SRSA-RNL、(2) Optimized Slot Allocation and Reallocation with MIP Solver では、一度に最適化を行う範囲は対象フローとその近隣リンクまでであり、各フローが独立に最大数のスロットを割り当てるスロット割り当てを行う事で合計 Throughput の向上を試みる。一方 (3) Global

Optimization of Slot Allocation with MIP Solver では、ネットワーク中の全フローに関して、全フローの合計 Throughput を最大化する、最適スロット割り当てを計算する。

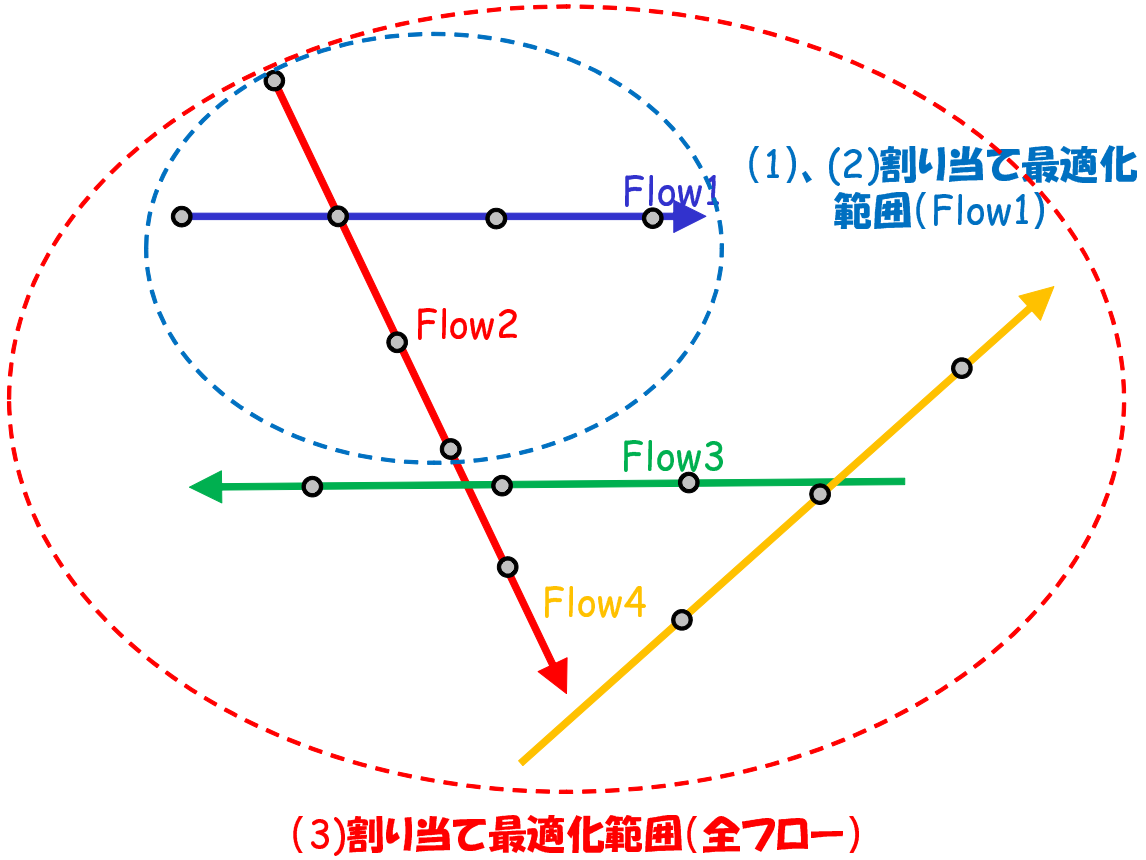


図 4.22. GLPK を用いた最適スロット割り当て

#### Optimized Slot Allocation and Reallocation with MIP Solver

(2)Optimized Slot Allocation and Reallocation with MIP Solver では、4.3.2 章の式 4.1 から 4.4 に示した目的関数、制約式を対象フローのリンクだけでなく近隣フローのリンクまで含めて拡張したものである。上記に加えて、近隣フローのスロットの再割り当て前と再割り当て後のスロット数が同一であるという、以下の制約式を加える。

**スロット再割り当てに関する制約** 対象フローを  $i = 1$ 、近隣フロー ( $i > 1$ )、リンク  $j$  のスロット再割り当て前のスロット数を  $X_{ij-old}$  とし、以下の制約を加える。

for all flow  $i > 1$ , for all link  $j$

$$\sum_{k=1}^K x_{ijk} = X_{ij-old} \quad (4.6)$$

## Global Optimization of Slot Allocation with MIP Solver

(3)Global Optimization of Slot Allocation with MIP Solver では、4.3.2 章の式 4.1 から 4.4 に示した目的関数、制約式をネットワーク内の全フローに対して拡張したものである。本稿では、上記の問題を解くにあたって、最適化前に各フローに割り当てられていたスロット数より少ないスロットを割り当てるケースはフロー間の平等性が大きく変化してしまう事から除外した。これにより、フロー  $i$ 、リンク  $j$  に割り当てられていたスロット数を  $X_{ij-old}$  とし、以下の制約を加えた。

for all flow  $i$ , for all link  $j$

$$\sum_{k=1}^K x_{ijk} \geq X_{ij-old} \quad (4.7)$$

Global Optimization では、リンク数の増大に伴いリンク間の干渉条件に関する制約式が爆発的に増大し、計算時間が増大する。そのため、branch and cut 法で上記の整数計画問題を解く際には計算時間を 20 時間で打ち切っている。

## Clique を用いたリンク間干渉制約式の削減

Global Optimization では、リンク数の増大に伴いリンク間の干渉条件に関する制約式が爆発的に増大し、計算時間が増大する。そのため、式 (4.3) に示したように各リンクに対して干渉条件を追加するのではなく、相互に干渉しあうリンク群 (Clique) に関してまとめて制約式を記述する事で制約式の削減を行う。また、各 Clique を作成するためにリンクを上手く選び、制約式の記述に必要な Clique 数を削減することで、線形緩和した際により精度の良い解を得ることができ、後で計算を行う整数計画法の計算時間を削減することが可能である。

以下、本稿で用いた Clique 作成方法を説明する。図 4.23 において、2 つの通信経路があるとする。本稿では、通信可能範囲と無線干渉範囲を同一としているため、リンク A,B の干渉条件は、リンク A の送信ノードとリンク B の受信ノードが 1 ホップ以内にある、もしくはリンク B の送信ノードとリンク A の受信ノードが 1 ホップ以内にある場合となる。上記干渉条件による、各リンクの干渉リンク一覧を作成し、干渉リンク数の多いものから順番にソートしたものを表 4.1 に示す。表 4.1 に示す各リンク間の干渉条件を 1 つずつ制約式に設定した場合、 $(5 + 5 + 4 + 4 + 3 + 3)/2 = 11$  の制約式が必要である。

Clique とは、全リンクがお互いに干渉条件にあるリンクの集合と定義される。本稿では以下の手順に従って Clique を作成する。なお、リンク全体の集合を  $\Psi$  とし、 $\Psi$  中のリンクは干渉リンク数の多いものから順にソートされているとする。

1. target\_link = link1、Clique= $\phi$  とする。
2. target\_link が Clique 内の全リンクと干渉関係にある場合は、target\_link を Clique に追加する。

表 4.1. 図 4.23 における干渉リンク一覧

リンク	干渉リンク
1	2, 3, 4, 5, 6
4	1, 2, 3, 5, 6
2	1, 3, 4, 5
5	1, 2, 4, 6
3	1, 2, 4
6	1, 4, 5

表 4.2. 図 4.23 における Clique 一覧

Clique	構成リンク
1	1, 4, 2, 5
2	1, 4, 2, 3
3	1, 4, 5, 6

3. target\_link が  $\Psi$  中の最後のリンクであった場合は次へ進む。そうでない場合は target\_link を次のリンクに設定し、2. に戻る。
4. 作成された Clique が既に保存された全ての Clique 群と独立である場合は保存する。なお Clique A、B が独立であるとは、Clique A が Clique B に含まれていないリンクを含んでおり、かつ Clique B も Clique A に含まれないリンクを含んでいる場合と定義する。
5. Clique に最後に加えたリンクを Clique から削除し、target\_link を削除したリンクの次のリンクに設定する。削除したリンクが  $\Psi$  中の最後のリンクであり、かつ Clique =  $\phi$  である場合は処理を終了する。そうでない場合は、2. へ戻る。

上記アルゴリズムは、 $\Psi$  中の全リンクに関して総当たりで組み合わせを検索し、独立した Clique が発見される度に保存してゆく手法である。既に保存された Clique に含まれる Clique は制約条件として不要であるため、4. で捨てている。図 4.23 においては、表 4.1 の順番に従って、まず Clique1{1, 4, 2, 5} が発見され、次に Clique2{1, 4, 2, 3}、Clique3{1, 4, 5, 6} が得られ、3つの制約式でリンク間の干渉関係を全て記述することができる。

## 評価結果

図 4.24、図 4.25 に各スロット割り当て手法における、総予約スロット数とその Improvement Ratio を示す。本評価では、branch and cut 法で整数計画問題を解く際に、20 時間で計算を打ち切っているため、得られる解は最適解ではない。そのため、上記問題を線形緩和し Simplex 法で解いた解も付記する。実際の最適解は Simplex 法で得られた解と branch and cut 法で得

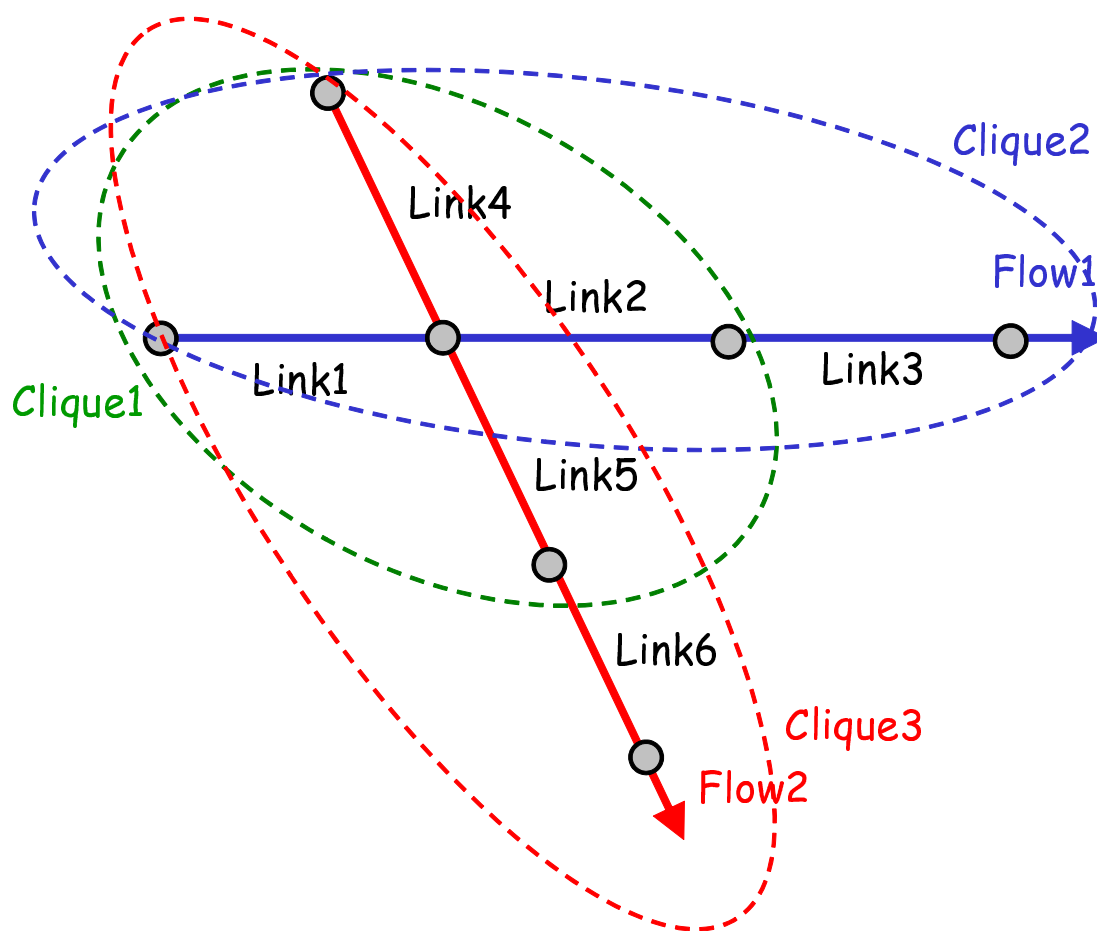


図 4.23. Clique 作成例

られた解の間に存在する。

図 4.25 より、最適なスロット割り当てを行うことで、総予約スロット数はまだ 10% 程度向上する余地がある。しかし、(2)Optimized Slot Allocation and Reallocation with MIP Solver を用いて割り当てを行った場合、フロー発生数が 1[/min] 以下の領域ではほぼ最適解に近い割り当てが可能である事、フロー発生数が 1[/min] より大きい条件においても、総予約スロット数を 6% 向上できる事から、全体最適化を行わなくとも、4.2.4 で述べた Reallocation アルゴリズムを改良するのみで、ほぼ最適に近い割り当てが可能である事が分かる。

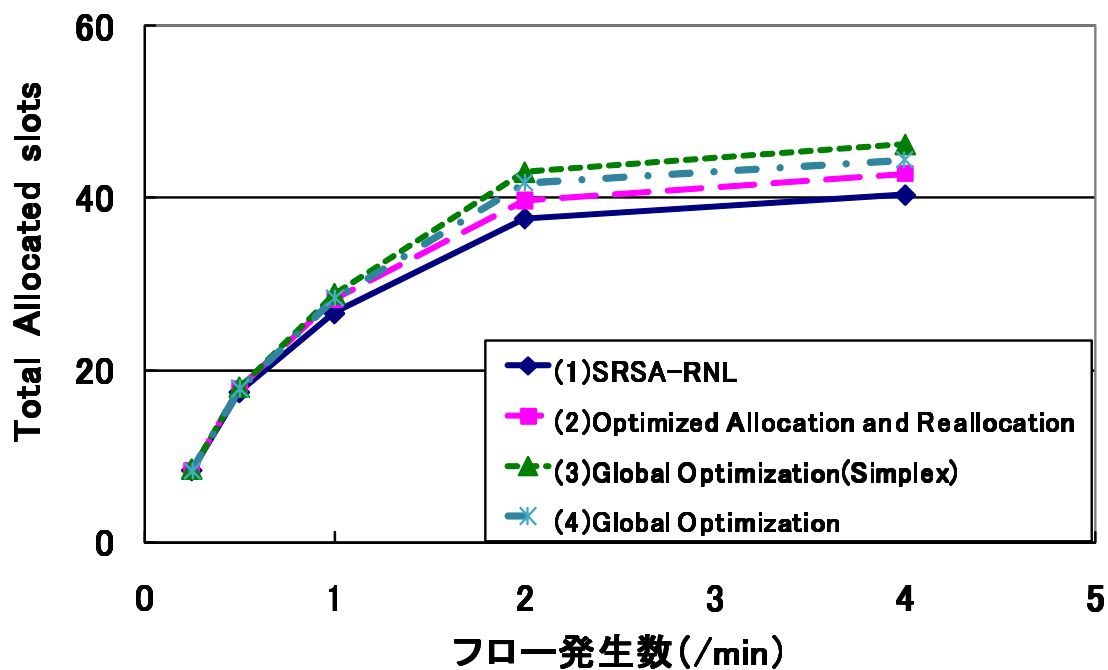


図 4.24. 総予約スロット数

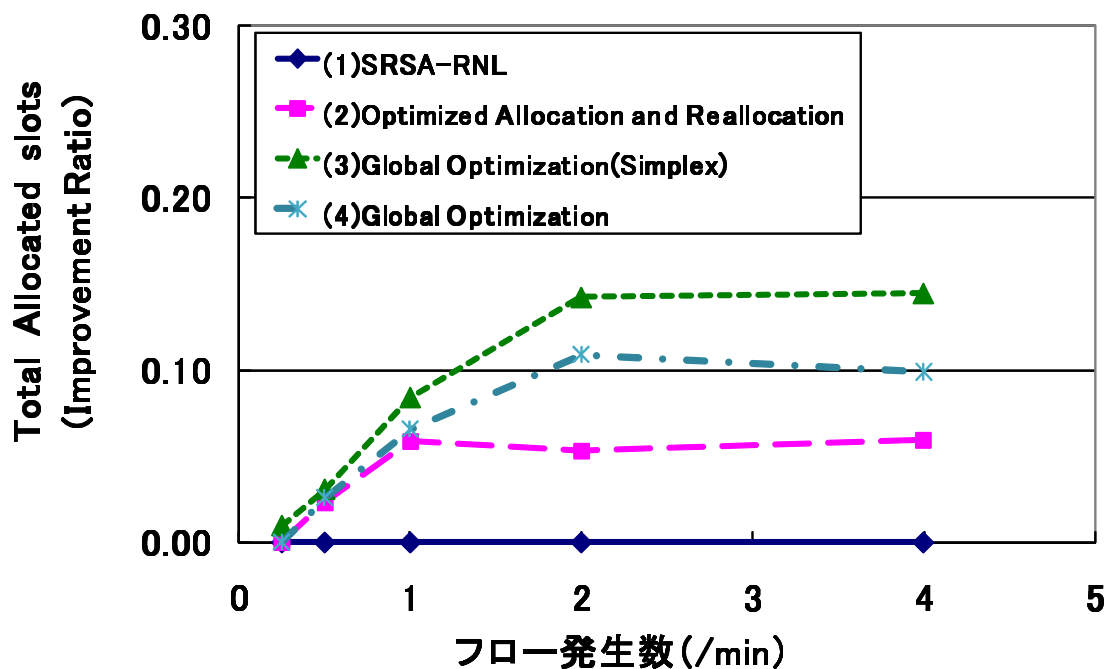


図 4.25. 総予約スロット数の Improvement Ratio

## 第5章

# まとめ

本稿では無線メッシュネットワークにおいてマルチメディアトラフィックの QoS を確保し、またトラフィックを効率良く収容する事ができる TDMA MAC 技術について述べた。

特に本稿では、TDMA Based 無線メッシュネットワーク上の QoS Routing における経路発見技術とスロットの Spatial Reuse を考慮したスロット割り当て技術に関する検討を行った。経路発見技術に関しては、マルチパス通信環境において、発見された通信経路間の無線干渉の程度を発見経路中のノード同士の隣接関係を考慮して見積もり、最大スロット割り当てを実現するマルチパス経路を設定する Multi Route Discovery with Cumulative Broadcast (MRD-CB) を提案した。コンピュータシミュレーションにより MRD-CB の性能評価を行い、最大で既存の Multi-Path QoS Routing 技術の最大で 2 倍のスロットを予約できるマルチパス通信経路を設定できる事を示した。また、経路全探索による最適マルチパス通信経路との比較を行い、ネットワークの混雑度が小さい場合には最適経路に近い性能を実現できる事を示した。

スロット割り当て技術に関しては、ネットワーク中に複数のフローが存在している場合に、既存のスロット割り当てでは異なるフローによって割り当てられたスロットの Spatial Reuse が考慮されていない問題を示し、各フローが自身の通信上のボトルネックリンクに関して周辺リンクのスロット状況を調べ、Spatial Reuse を考慮して再割り当てを行う事でボトルネックリンクの利用可能スロットを回復を行う、Spatial Reuse Slot Allocation with Reallocating Neighbor Links (SRSA-RNL) を提案した。コンピュータシミュレーションにより MRD-CB と SRSA-RNL を組み合わせた手法の性能評価を行い、ネットワークの混雑度が大きい場合においても、スロット再割り当てによって効率を向上する事で、既存の QoS Routing 技術よりも 10 % 以上多いスロットの予約が実現できる事を示した。

今後の課題として、本提案の実装と実環境での適用性や性能評価がある。本稿では、文献 [56][61][49][50] に従って、TDMA の 1 フレームを、20 個 0.1ms 長の制御スロットと 16 個の 5ms 長のデータスロットで構成した。本パラメータ設定は文献 [26] 等によって実装が試みられている値に近いが、本パラメータ設定では 1 フレームが 82ms となり、AP を 1 ホップ経由する際に必ず 1 フレーム必要である事から、現実のマルチホップ環境で VoIP やビデオ会議等の通信を行った場合に遅延が大きくなる。特に SRSA-RNL では通信中のリンクのスロットの

再割り当てを行うため、スロットの再割り当ての際にパケットロスなど途切れる事なく通信を継続するためには、各ノードで数フレーム分のバッファを取る必要がある。そのためより小さなフレーム設定が必要となる。一方、TDMA MAC では隣接タイムスロット間の通信の衝突を回避するため、AP 間の同期精度とデータ送出タイミングの精度に応じたガードインターバルをスロット間に挟む必要がある。現在 Realtime Linux 等の OS・ソフトウェアにおける制御ではタイミング制御を 1ms 程度の精度でしか制御できないため、より短いスロット長を用いて制御するためにはファームウェア等、ハードウェア制御を用いて TDMA の実装を行う必要がある。

また、無線の干渉に関する影響を考慮する必要がある。本稿では、無線伝播に関して一定の Transmission Range を設定しているが、現実には伝播環境により Transmission Range が場所毎に異なる点、信号の識別が可能である Transmission Range の外側に関してもノイズとして電波が伝播し他 AP にパケットロスを引き起こす場合がある点、これらの無線伝播環境がフェージングによりめまぐるしく変動している点を考慮する必要がある。そのため隣接リンクの定義において、隣接するか否かではなく、干渉電波の程度を考慮する事が考えられる [78][79]。

さらに、無線 LAN 等の免許不要な周波数帯で TDMA 技術を用いる場合には、不特定多数のユーザがネットワークを構築していくため、メッシュネットワーク間の干渉を回避するための自律分散的な制御が必要である。現状 802.11 DCF 等の Contention-Based MAC では、あるノードが通信を終了してから次のノードが通信を開始して良い時間の最小値を DIFS と定義しており、802.11 PCF 等の予約型 MAC と DCF を共存させる場合には、802.11 PCF の Polling メッセージ送出開始タイミングを DIFS よりも小さくする事で、PCF が存在する場合には PCF を優先して無線リソースを制御する事が可能である。この手法を用いて本提案 TDMA と既存の 802.11 DCF の干渉を回避する事は可能であると考えられるが、TDMA based メッシュネットワークが普及していく場合には、TDMA based メッシュネットワークどうしの干渉回避の仕組みが必要であると考えられる。

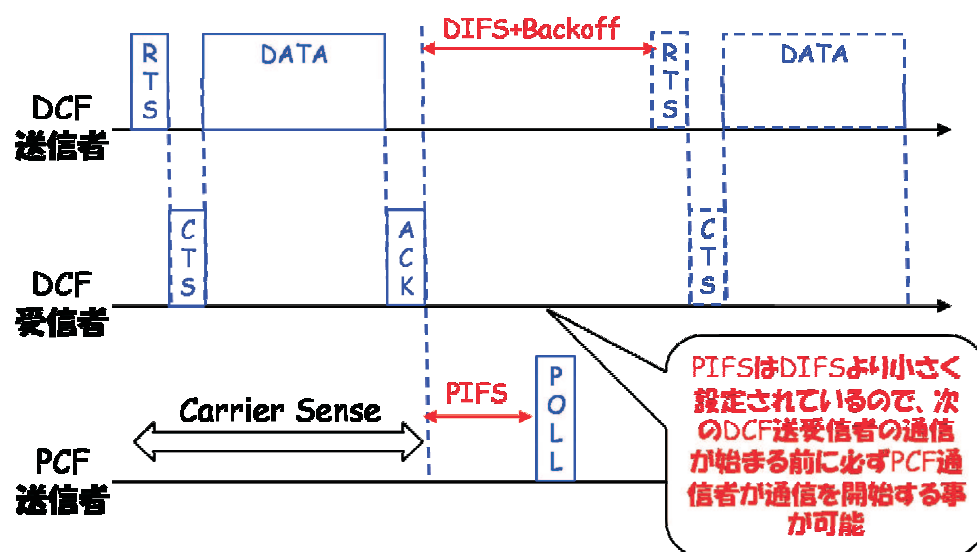


図 5.1. 802.11 DCF と PCF の共存に関して

# 謝辞

修士課程より始まり本博士論文執筆までの間、始終あたがいご支援と指導を賜り、自身の研究者としての基礎を築いて下さった東京大学情報基盤センター 中山 雅哉 准教授に心から感謝の意を表します。東京大学情報基盤センター 若原 恭 教授 には豊富な研究経験談と、常に研究の支援や有益な助言を頂きました。深く感謝いたします。

また、東京大学大学院工学系研究科 電気系工学専攻 相田 仁 教授、東京大学大学院工学系研究科 電気系工学専攻 佐藤 周行 准教授、慶應義塾大学大学院メディアデザイン研究科 加藤 朗 教授、東京大学大学院工学系研究科 電気系工学専攻 杉本 雅則 准教授には、研究に関して幅広い視野から有益な助言を数多く頂きました。心からお礼申し上げます。

東京大学情報基盤センター 中村 文隆 助教には、常に研究室ミーティングにて鋭いご指摘や有益な議論をさせて頂き、また研究室の計算機環境を整えて頂いた事を深く感謝いたします。東京大学情報基盤センター 関谷 勇司 助教には、研究室ミーティングにて有益な助言を頂き、大変感謝いたします。

東京大学 岡部洋一 名誉教授には、卒業論文という最初の研究を指導を頂き、また卒業後も学内で気さくにお話して頂き、大変感謝いたします。若原・中山研究室 秘書の川崎、吉澤様には、出張や備品購入等の研究室内の事務処理が円滑に進むように 常に最大限の配慮を頂きまして 誠に感謝いたします。また、研究科の先生方におかれましても、学内、学外問わず、研究に関するディスカッションができる場を本当に多く用意して頂き、誠に感謝いたします。研究室の学生の方々におかれましても、いろいろな相談をさせて頂き、また研究室運営に献身的に貢献して下さいました事を深く感謝いたします。

## 発表文献

- [1] 齋藤健太郎, 中山雅哉, “マルチホップ環境におけるノード間の無線干渉を考慮した MAC プロトコルの提案”, 電子情報通信学会総合大会, 2006 年 3 月.
- [2] 齋藤健太郎, 中山雅哉, “無線メッシュネットワーク向け TDMA ベース帯域予約方式における、フロー間の干渉関係を考慮したスロット割り当て方式”, IN2006-104 電子情報通信学会 2006 年 11 月.
- [3] Kentaro Saito, Masaya Nakayama, “The Spatial Reuse Slot Allocation with Real-locating Neighbor Links in the TDMA-Based Wireless Mesh Network”, VTC Fall, IEEE, 2007.
- [4] Kentaro Saito, Masaya Nakayama, ”Multi-Path QoS Routing with estimating the interference between the communication paths in the TDMA-based wireless mesh networks “, IEICE APSITT 2008 , Apr, 2008
- [5] 齋藤健太郎, 中山雅哉, “TDMA ベース無線メッシュネットワークにおける、経路間の干渉を考慮したマルチパス通信路探索とスロット予約方式”, 電子情報通信学会論文誌 ネットワークを支えるソフトウェア技術特集号 (投稿済)

# 参考文献

- [1] IEEE. Std. 802.11 1st ed. "Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications".
- [2] IEEE Standard for Part 15.4: "Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications for Low Rate Wireless Personal Area Networks (LR-WPANs)", 2003.
- [3] Naghian S. Tervonen J. "Semi-infrastructured mobile ad-hoc mesh networking", IEEE PIMRC, 2003.
- [4] Draft Standard for Information Technology - Telecommunications and Information Exchange Between Systems - LAN/MAN Specific Requirements - Part 11: "Wireless Medium Access Control (MAC) and physical layer (PHY) specifications: Amendment: ESS Mesh Networking", IEEE Unapproved draft P802.11s/D1.02, Mar. 2007.
- [5] nortel Wireless Access Point, <http://products.nortel.com>
- [6] Cisco Aironet, <http://www.cisco.com/>
- [7] Motorola MOTOMESH, <http://www.motorola.com/>
- [8] skyley DECENTRA, <http://www.skyley.com/products>
- [9] Chengalur-Smith I. Belardo S. Pazer H. "Adopting a disaster-management-based contingency model to the problem of ad hoc forecasting: toward information technology-based strategies", IEEE Transactions on Engineering Management, 1999.
- [10] 藤原 淳, 竹田 真二, 吉野 仁, 大津 徹, 山尾 泰, "ブロードバンド CDMA セルラ方式におけるマルチホップアクセス法のシステム容量増大効果", 電子情報通信学会 論文誌 Vol.J85-B No.12 pp.2073-2079, 2002.
- [11] ai-mate, <http://it.ai-mate.jp/>
- [12] 阪田 史郎, "情報家電ネットワークの最新技術動向", 技術研究報告 Vol.106, No.358(20061109) pp. 97-102, 電子情報通信学会 IN 研究会, 2006.
- [13] IEEE 802.16-2005: "IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks", IEEE, Feb. 2006.
- [14] Thinktube, <http://www.thinktube.com/solutions>
- [15] Strixsystems, <http://www.strixsystems.com/solutions>
- [16] H.Chhaya, S. Gupta, "Throughput and Fairness Properties of Asynchronous Data

- Transfer Methods in the IEEE 802.11 MAC Protocol", IEEE IN Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 1996.
- [17] J.J. Garcia-Luna-Aceves, Chane L. Fullmer, "Floor acquisition multiple Access (FAMA) in single-channel wireless networks", ACM/Baltzer Mobile Networks and Applications, 1999.
  - [18] Chane L. Fullmer, J.J. Garcia-Luna-Aceves, "Solutions to Hidden Terminal Problems in Wireless Networks", ACM SIGCOM, 1997.
  - [19] Arup Acharya, Archan Misra, Sorav Bansal, "MACA-P: A MAC for Concurrent Transmissions in Multi-hop Wireless Networks", IEEE PerCom'03, 2003.
  - [20] Arup Acharya, Archan Misra, Sorav Bansal, "Design and Analysis of a Cooperative Medium Access Scheme for Wireless Mesh Networks", IEEE BROADNET, 2004.
  - [21] Jinyang Li, Charles Blake, Douglas S. J. Decouto, Hu Imm Lee, Robert Morris, "Capacity of Ad Hoc Wireless Networks", ACM SIGMOBILE, 2001.
  - [22] Chaudet C. Dhoutaut D. Lassous I.G. "Performance issues with IEEE 802.11 in ad hoc networking", IEEE Communications Magazine, 2005.
  - [23] Eshgi F. Elhakeem A. Shayan Y. "Performance evaluation of multihop ad-hoc WLANs", IEEE Communications Magazine, 2005.
  - [24] Hui Li, Dan Yu, Yan Gao, "Spatial synchronous TDMA in multihop radio network", IEEE VTC2004, 2004.
  - [25] Ricardo Moraes, Paulo Portugal, Stefano Vitturi, Francisco Vasques, Pedro F. Souto, "Real-Time Communication in IEEE 802.11 Networks: Timing Analysis and a Ring Management Scheme for the VTP-CSMA Architecture", IEEE LCN, 2007.
  - [26] Ananth Rao, Ion Stoica, "An overlay MAC layer for 802.11 networks", ACM International Conference On Mobile Systems, Applications And Services, 2005.
  - [27] Jim Snow, Wu-chi Feng, Wu-chang Feng, "Implementing a low power TDMA protocol over 802.11", IEEE Wireless Communications and Networking Conference, 2005.
  - [28] Ashish Sharma, Mohit Tiwari, Haitao Zheng, "MadMAC: Building a Reconfigurable Radio Testbed Using Commodity 802.11 Hardware", IEEE Workshop on Networking Technologies for Software Defined Radio (SDR) Networks, 2006.
  - [29] Bhaskaran Raman, Kameswari Chebrolu, "Design and evaluation of a new MAC protocol for long-distance 802.11 mesh networks", ACM International Conference on Mobile Computing and Networking, 2005.
  - [30] Doerr C. Neufeld M. Fifield J. Weingart T. Sicker D.C. Grunwald D. "MultiMAC - an adaptive MAC framework for dynamic radio networking", IEEE New Frontiers in Dynamic Spectrum Access Networks, 2005.
  - [31] Michael Neufeld, Jeff Fifield, Christian Doerr, Anmol Sheth, Dirk Grunwald, "SoftMAC—Flexible Wireless Research Platform", in Proc. ACM HotNets-IV, 2005.
  - [32] Draft Amendment to Standard for Information Technology. "LAN/MAN Specific

- Requirements.Part 11: Wireless MAC and PHY Specifications: MAC Quality of Service QoS Enhancements”, IEEE 802.11 WG, IEEE 802.11e/D13.0, Jan. 2005.
- [33] キェウ フック カイン, 宮本 伸一, ”マルチホップ無線 LAN システムにおける QoS 保証 伝送プロトコルに関する検討”, 電子情報通信学会 信学技報 無線通信システム Vol.106, No.25 pp. 85-90, 2006.
  - [34] F. Borgonovo, A. Capone, M. Cesana, L. Fratta, ”ADHOC MAC: a new MAC architecture for ad hoc networks providing efficient and reliable point-to-point and broadcast services” ACM Wireless Networks, 2004.
  - [35] Zhibin Wu, Dipankar Raychaudhuri, ”D-LSMA: Distributed Link Scheduling Multiple Access Protocol for QoS in Ad-hoc Networks”, IEEE Globecom, 2004.
  - [36] Shengming Jiang, Jianqiang Rao, Dajiang He, Xinhua Ling, Chi Chung Ko, ”A Simple Distributed PRMA for MANETs”, IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2002.
  - [37] IEEE. Std. 802.15.3-2003 ed. ”Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for High Rate Wireless Personal Area Networks (WPANs)”.
  - [38] Samir Datta, Ivan Seakar, Mustafa Demirhan, ”Ad-hoc Extensions to the 802.15.3 MAC Protocol”, IEEE WoWMOM’05, 2005.
  - [39] Emma Carlson, Martin Kubisch, Daniel Hollos, ”A receiver based protecting protocol for wireless multi-hop networks”, ACM SIGSIM, 2005.
  - [40] Li Wei, Wei Ji-Bo, Wang Shan ”Dynamic TDMA Slot Assignment Protocol for ultrahop networks”, IEEE ICCT ’06, 2006.
  - [41] Akimitsu Kanzaki, Takahiro Hara, Shojiro Nishio, ”An adaptive TDMA slot assignment protocol in ad hoc sensor networks”, Proceedings of the 2005 ACM symposium on Applied computing, ACM, 2005.
  - [42] Young C.D. Commun. Syst. Div. Rockwell Int. Corp. Richardson TX. ”USAP: a unifying dynamic distributed multichannel TDMA slotassignment protocol”, IEEE MILCOM ’96, 1996.
  - [43] Chenxi Zhu, M. Scott Corson, ”An Evolutionary-TDMA Scheduling Protocol (E-TDMA) for Mobile Ad Hoc Networks”, CSHCN TR 98-14, ISR 1998.
  - [44] Chenxi Zhu, M. Scott Corson, ”A New Protocol for Scheduling TDMA Transmissions in Mobile Ad Hoc Networks”, CSHCN TR 2001-19. ISR, 2001
  - [45] Loscri V. De Rango F. Marano S. ”Tuning the parameters of E-TDMA MAC for an efficient multipath-AODV over wireless ad hoc networks”, IEEE VTC2004, 2004.
  - [46] Loscri V. De Rango F, Marano S. ”Performance evaluation of on-demand multipath distance vector routing protocol over two MAC layers in mobile ad hoc networks”, IEEE Wireless Communication Systems, 2004, 2004.
  - [47] Marceau Coupechoux, Bruno Baynat, Christian Bonnet, Vinod Kumar, ”CROMA:

- an enhanced slotted MAC protocol for MANETs", ACM Mobile Networks and Applications, 2005.
- [48] Chenxi Zhu, M. Scott Corson, "A Five-Phase Reservation Protocol (HPRP) for Mobile Ad Hoc Networks", IEEE INFOCOM, 1998.
  - [49] Chunhung Richard Lin, Jain-Shing Liu, "QoS Routing in Ad Hoc Wireless Networks", Selected Areas in Communications, IEEE, 1999.
  - [50] Chenxi Zhu, M. Scott Corson, "QoS routing for Mobile Ad Hoc Networks", IEEE Infocom, June 2001.
  - [51] Hakim Badis, Ignacy Gawedzki, Khaldoun Al Agha, "QoS Routing in Ad hoc Networks Using QOLSR with no Need of Explicit Reservation", IEEE VTC2004-Fall, 2004.
  - [52] Dang-Quan Nguyen, Pascale Minet, "Interference-Aware QoS OLSR for Mobile Ad-Hoc Network Routing", Proceedings of the Sixth International Conference on Software Engineering, Artificial Intelligence, Networking and Parallel/Distributed Computing and First ACIS International Workshop on Self-Assembling Wireless Networks, 2005.
  - [53] C. Perkins, E. M. Royer, S. R. Das, "Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) routing", IETF RFC 3561, July 2003.
  - [54] Gerasimov, I. Simon R. "A bandwidth-reservation mechanism for on-demand ad hoc path finding", IEEE Simulation Symposium, 2002.
  - [55] D.B. Johnson, D.A. Maltz, Y-C Hu, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks", IETF Internet Draft, July. 2004.
  - [56] Wen-Hwa Liao, Yu-Chee Tseng, Kuei-Ping Shih, "A TDMA-based Bandwidth Reservation Protocol for QoS Routing in a Wireless Mobile Ad Hoc Network", Communications, ICC 2002, IEEE, 2002.
  - [57] Imad Jawhar, Jie Wu, "A Race-Free Bandwidth Reservation Protocol for QoS Routing in Mobile Ad Hoc Networks", Proceedings. of HICSS'04, IEEE, 2004.
  - [58] 孫タ才, 玉井森彦, 安本慶一, 柴田直樹, 伊藤 実, 森 将豪, "異なる要求を持つユーザへのマルチオブジェクトビデオストリーミング", DPS ワークショップ論文集, 2004.
  - [59] G. Conklin, G. Greenbaum, K. Lillevold, A. Lippman, "Video Coding for Streaming Media Delivery on the Internet", Transactions on CSVT, IEEE, March 2001.
  - [60] Ion Stoica, Robert Morris, David Liben-Nowell, David R. Karger, M. Frans Kaashoek, Frank Dabek, Hari Balakrishnan, "A Scalable Peer-to-peer Lookup Protocol for Internet Applications", Transactions on Networking, IEEE/ACM 2003.
  - [61] Imad Jawhar, Jie Wu, "A Dynamic Range Resource Reservation Protocol for QoS Support in Wireless Networks", AICCSA'05, IEEE, 2005.
  - [62] Sangkyung Kim, Wonjong Noh, Sunshin An, "Multi-path ad hoc routing considering path redundancy", IEEE ISCC, 2003.

- [63] Roy Leung, Jilei Liu, Edmond Poon, Ah-Lot Charles Chanm, "MP-DSR: a QoS-aware multi-path dynamic source routing protocol for wireless ad-hoc networks", LCN 2001 pp.132-141, IEEE, 2001.
- [64] Yuan Li, XinMeng Chen, D. Yu, "Power-aware Multi-Path QoS Routing in TDMA-based Mobile Ad Hoc Networks", WCICA 2006, Vol. 1, pp. 4585-4589, IEEE, 2006.
- [65] Yuan Li, XinMeng Chen, Dan Yu, "Multi-Path QoS Routing with Power Control in TDMA-Based Mobile Ad Hoc Networks", IEEE ICICIC, 2006.
- [66] Yuan Li, XinMeng Chen, Dan Yu, "Disjoint multi-path QoS routing in ad hoc networks", IEEE Wireless Communications, Networking and Mobile Computing, 2005.
- [67] Wajahat Mateen, Saqib Raza, Zartash A. Uzmi, Shahab Baqai, "Adaptive Multi-path On-Demand Routing in Mobile Ad Hoc Networks", IEEE International Symposium on Object-Oriented Real-Time Distributed Computing, 2005.
- [68] Po-Hsueh Huang, Yin-Te Tsai, Chuan-Yi Tang, "Multipath QoS Routing with Interference Provision in Ad Hoc Wireless Network", JOURNAL OF INFORMATION SCIENCE AND ENGINEERING, 2006.
- [69] Wen-Hwa Liao, Yu-Chee Tseng, Shu-Ling Wang, Jang-Ping Sheu, "A Multi-path QoS Routing Protocol in a Wireless Mobile ad Hoc Network", Proceedings of the ACM First International Conference on Networking-Part 2, 2001.
- [70] Shigang Chen, Nahrstedt, K. "Distributed quality-of-service routing in ad hoc networks", IEEE Selected Areas in Communications 1999.
- [71] Yuan Zhong, Xin Yuan, "Impact of resource reservation on the distributed multi-path quality of. service routing scheme", IWQOS. 2000.
- [72] Usaha W. "A reinforcement learning approach for path discovery in MANETs with path caching strategy", IEEE Wireless Communication Systems, 2004.
- [73] Hashem M. Hamdy M. Ghoniemy S. "Modified distributed quality-of-service routing in wireless mobile ad-hoc networks", IEEE MELECON, 2002
- [74] Wenjian Shao, Li V.O.K. Sing Sun Chan, "A distributed bandwidth reservation algorithm for QoS routing in TDMA-based mobile ad hoc networks", IEEE High Performance Switching and Routing, 2005.
- [75] Yi-Chen Yan, De-Min Li, Dan Xue, "Slot assignment of spatial TDMA in ad hoc radio networks using fuzzy set theory", IEEE Frontiers of Mobile and Wireless Communication, 2004
- [76] Chen Y.-S. Tseng Y.-C. Sheu J.-P. Kuo P.-H. "An on-demand, link-state, multi-path QoS routing in a wireless mobile ad-hoc network", Computer Communications, Volume 27, Number 1, pp. 27-40, Elsevier, 2004.
- [77] GNU Linear Programming Kit, <http://www.gnu.org/software/glpk/>
- [78] Alla Muqattash, Marwan Krunz, "POWMAC: A Single-Channel Power-Control Protocol for Throughput Enhancement in Wireless Ad Hoc Networks", IEEE Journal on

Selected Area in Communications, 2005.

- [79] Alla Muqattash, Marwan Krunz, "A Distributed Transmission Power Control Protocol for Mobile Ad Hoc Networks", IEEE Transactions on Mobile Computing, 2004.

## 付録 A

# 制御オーバーヘッドに関する考察

DRRR では、各 PATH は定期的に Upgrade メッセージを送信しより多くのスロットの割り当てを試みる。このためネットワーク中に存在する通信フロー数に比例して制御メッセージが増えてしまう。特にネットワーク中に存在する通信フローが多く混雑が発生している場合、SRSA-RNL によって近隣リンクのスロット再割り当てまでを行う場合、制御オーバーヘッドが大きくなる。

4.3 節において、フロー発生数が 4[/min] の場合、MRD-CB + SRSA-RNL ではシミュレーション中において平均 300 回程の Upgrade 処理が行われているが、実際のスロットの割り当てができたものは 40 程度に過ぎない。特に、SRSA-RNL では PATH に対してスロットの割り当てができない場合、近隣リンクのスロット再割り当ての処理が行われるため、割り当て失敗時に多くの制御オーバーヘッドを発生させる。

そこで、Upgrade 処理を行う前に、Upgrade Test メッセージを送出し、PATH 内のリンクの混雑度が一定以下の場合に限り実際の Upgrade 処理を行う方式を提案する。Upgrade Test メッセージに含まれるフィールドを表 A.1 に示す。Upgrade メッセージを受信した各ノードは 1Hop Information を用いて自リンクの空きスロット状況を調べ、結果を書き込み次ホップへ中継する。実際のスロット割り当てはこの段階では行われない。フローの Dst が Upgrade Test メッセージを受信した場合、自 PATH 内のリンクにおいて、空きスロットのないリンクの数  $M$  を調べる。 $M$  があらかじめ設定された閾値  $\delta$  以下である場合、Upgrade Test Reply をフローの Src に返信する。Src は Upgrade Test Reply を受信した場合のみ実際の Upgrade 処理を行う事で、空きスロットの少ないリンクに Upgrade 処理が行われる事を防止する。

図 4.12 に示したシミュレーションにおいて、上記の Upgrade Test において  $\delta = 1$  用いた手法の評価を行った。各トラフィック条件における、ネットワークスループット、ネットワークスループットの Improvement Ratio、制御メッセージ総数を示す。図 A.1、A.2 より、Upgrade Test を用いた場合に、元々の SRSA-RNL に近い性能が出ている事が分かる。一方、図 A.5 より、制御メッセージ数に関しては大幅に削減され、MRD-CB と同程度である事が分かる。シミュレーション中に行われた Upgrade 処理は、フロー発生数が 4[/min] の場合に、80 程度まで減少しており、効果の低い Upgrade 処理数が 200 回程削減された事による。

表 A.1. Upgrade Test メッセージに含まれるフィールド

フィールド	説明
Src, Dst, id, Bmin/Bmax	フロー情報であり、通信フローの Src、Dst ノードアドレス、フロー ID、アプリケーションからの最小/最大要求スロット数からなる
PATH	発見経路情報。経路中の各リンク、各リンクのスロット情報（割り当て済/利用可能/利用不可能）からなる
NH'	その QREQ を最後に中継したノードアドレス、スロット情報

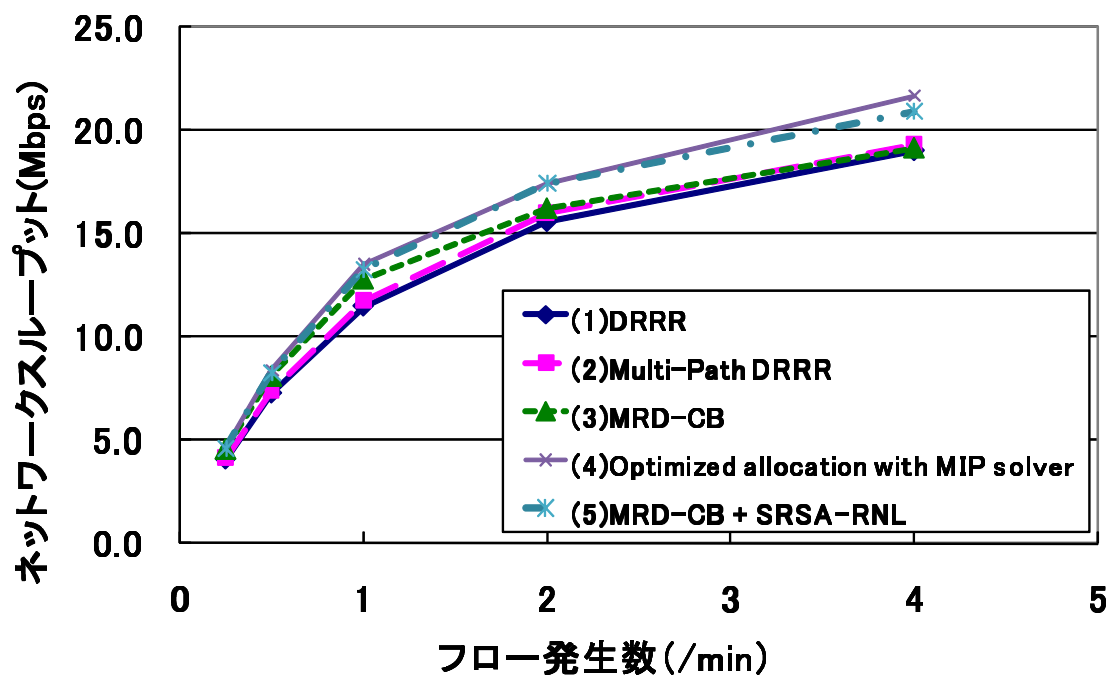


図 A.1. ネットワークスループット

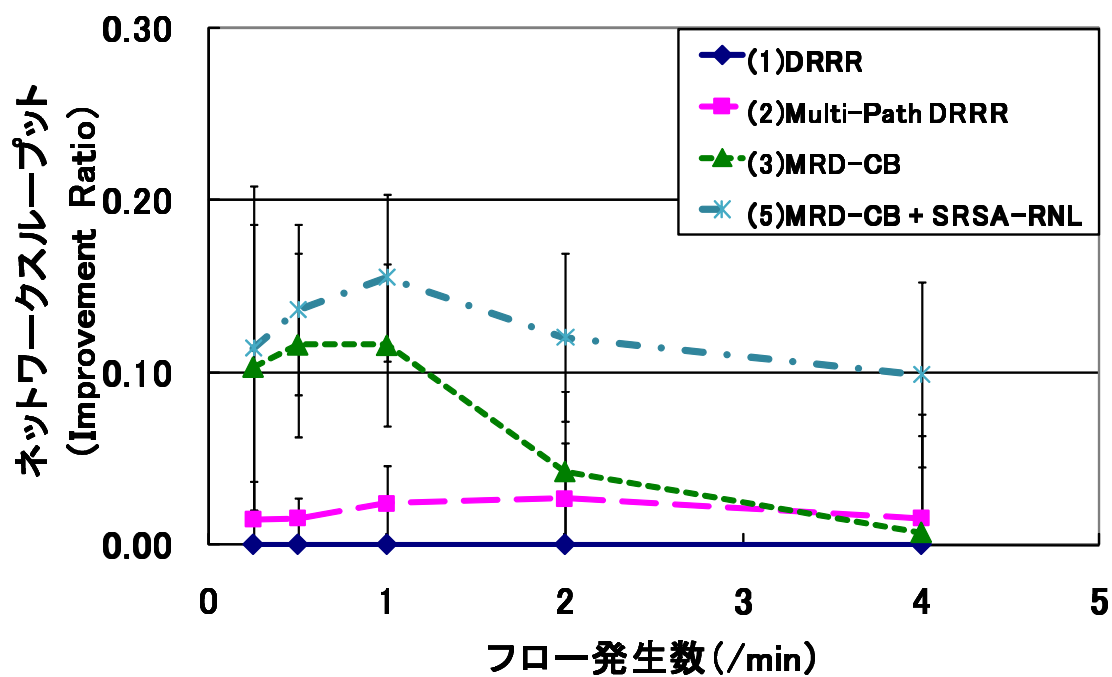


図 A.2. ネットワークスループットの Improvement Ratio

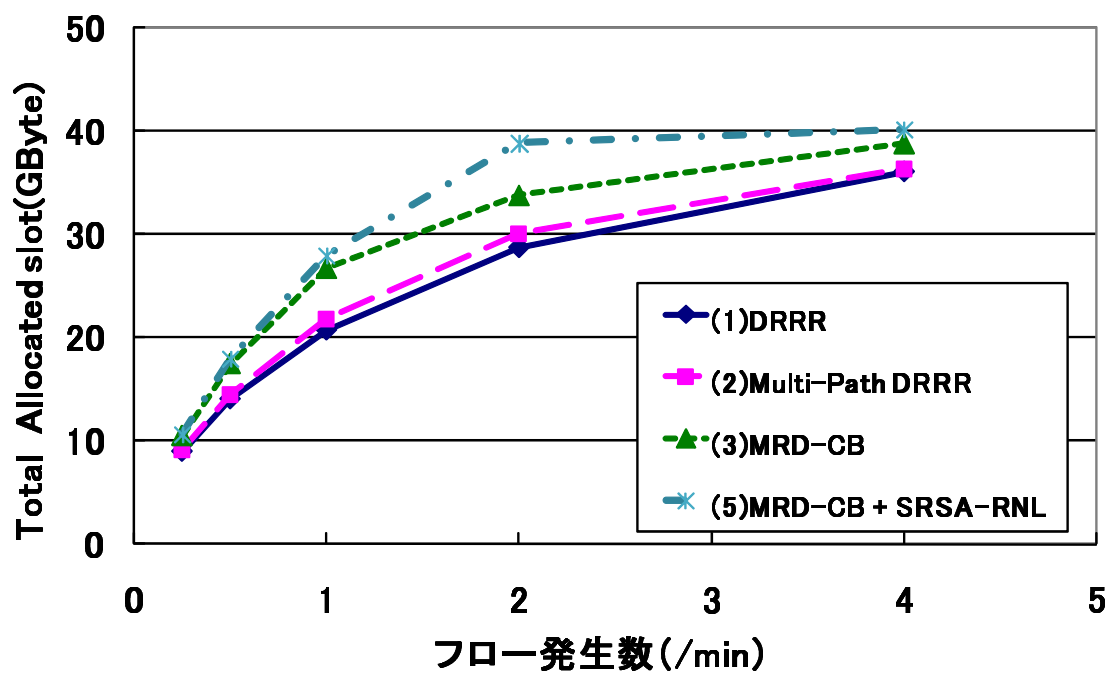


図 A.3. 総予約スロット数

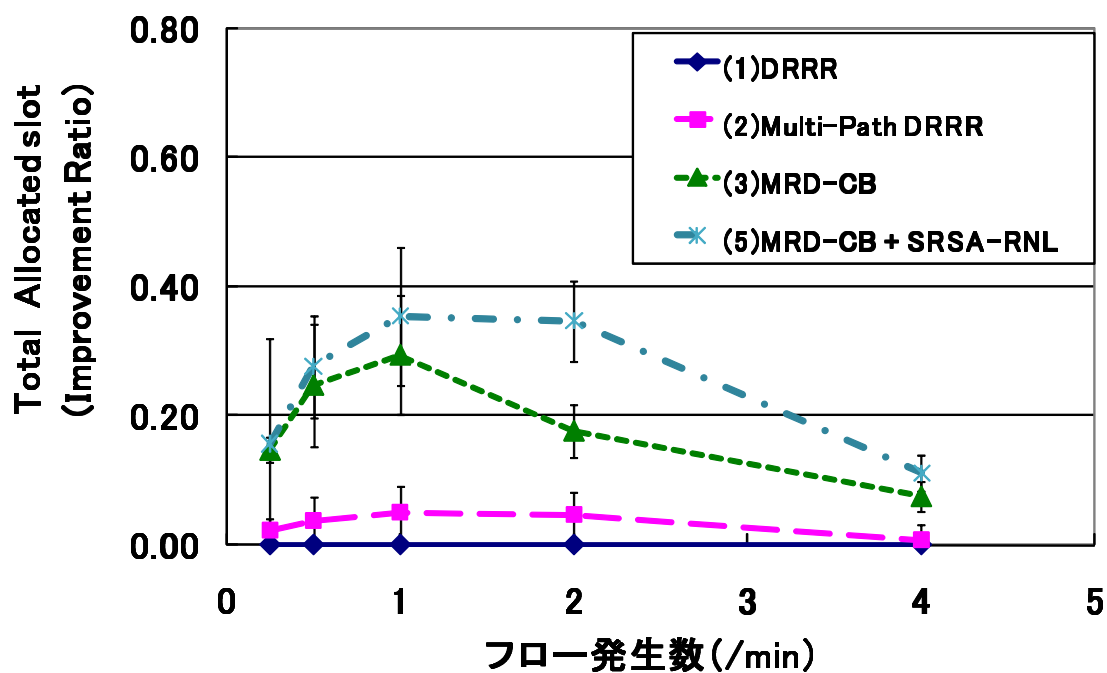


図 A.4. 総予約スロット数の Improvement Ratio

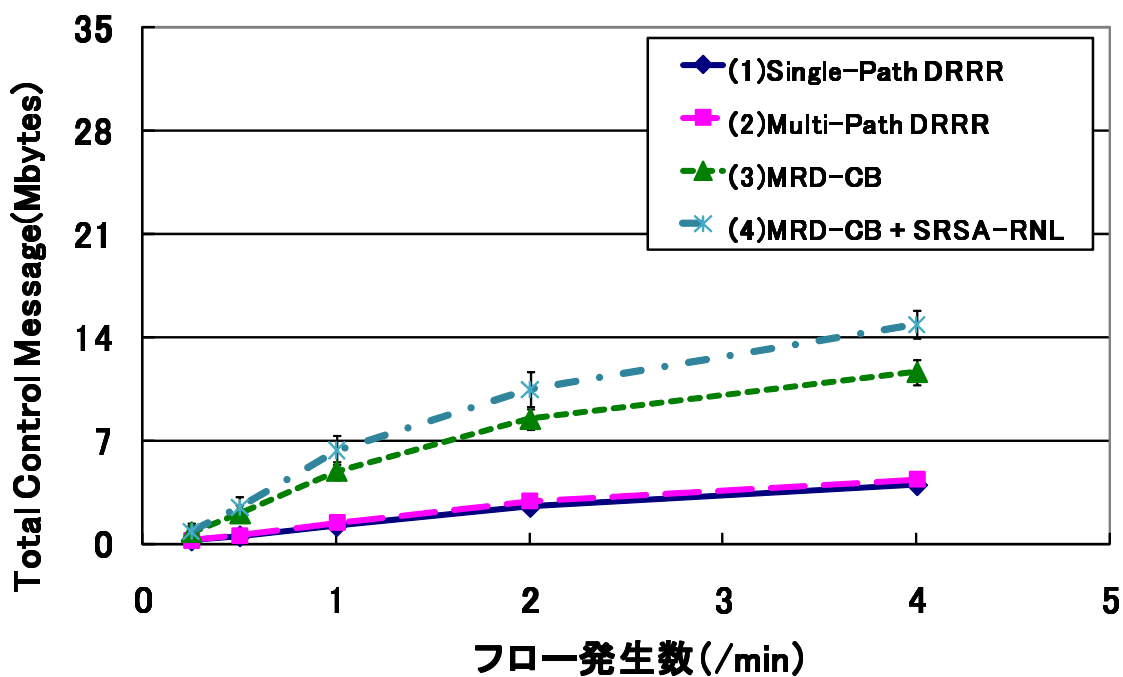


図 A.5. 制御メッセージ量

## 付録 B

# 集中トラフィック環境における考察

無線メッシュネットワークをインターネットへのアクセス網として用いる場合、ネットワーク内で終端する通信よりも無線ネットワーク中のインターネットゲートウェイノードを介した外部ネットワークとの通信が主流になる事も考えられる。このように、インターネットゲートウェイ等の無線ネットワーク中の特定のノードにトラフィックが集中する環境に関して提案手法の評価を行った。

インターネットゲートウェイ等特定のノードにトラフィックが集中する場合、ゲートウェイノードが帯域上のボトルネックとなるため通信経路設定により混雑を回避する事ができない。しかしゲートウェイノードにおいてインターネット外部向きのトラフィックと内部向きのトラフィックが混在する場合、ゲートウェイ付近の混雑リンクにおけるスロットの再利用率を高めることでネットワークスループットが改善される。図 B.1 に示すように、ゲートウェイノードにトラフィックが集中するモデルでは、ゲートウェイノードに接続するリンクが混雑リンクとなる。この環境下で下りフローが先に通信を行っており、上りフローが新たに通信を開始する場合、図中矢印で示したように、下りリンクの非混雑リンクのスロットと上りフローの混雑リンクのスロットで衝突が発生するため、混雑リンクで利用可能なスロットが減少する問題がある。このような環境下で SRSA-RNL を適用し、ゲートウェイ付近の混雑リンクのスロットの Spatial Reuse を向上する事でネットワークのスループットを改善する事が可能である。

図 B.2 に評価手法を示す。ネットワーク中にインターネットへのゲートウェイを図中の位置に (1)1 つ設置した場合と (2)2 つ設置した場合の 2 通りを想定し、通信フローはゲートウェイを Src もしくは Dst に設定したもののみが発生すると仮定した。フロー発生モデルや、シミュレーションで用いたパラメータ、ネットワーク構成は図 4.12 に示したものと同一である。

スロット割り当て手法として以下の 2 通つを想定し、各手法で実現されたネットワークスループットを測定した。

1. Single-Path DRRR + Liao's Slot Allocation
2. Single-Path DRRR + SRSA-RNL

図 B.3、B.4 に (1) ゲートウェイノードが 1 つの場合、(2) ゲートウェイノードが 2 つの場合のネットワークスループットの Improvement Ratio を示す。図 B.3 において、フロー発生

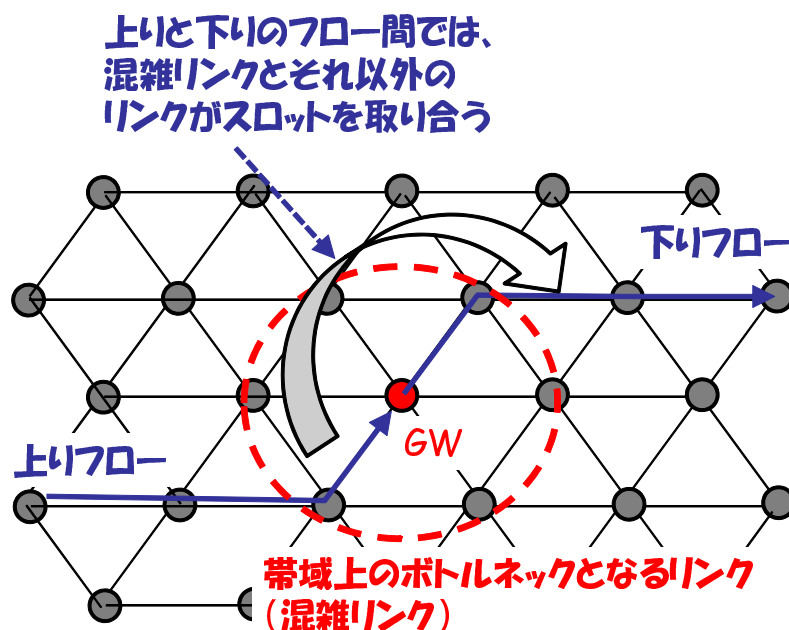


図 B.1. 混雑リンクにおけるスロットの Spatial Reuse

数が増加するに従って SRSA-RNL のネットワークスループットの Improvement Ratio は増加し、フロー発生数が  $2[\text{/min}]$  以上の場合に約 6% に収束する。これはフロー発生数が増加するに従い上りフローと下りフローが混在する状況が増え、SRSA-RNL によるスロット再割り当てによる性能改善効果が表れる事による。図 B.4 では、フロー発生数が  $4[\text{/min}]$  の場合に Improvement Ratio は 6% に達する。Improvement Ratio が増加するフロー発生数が増えるのはネットワーク中にゲートウェイが 2 つ存在し、トラフィック負荷が二分される事によると考えられる。

図 B.5 に、各環境におけるゲートウェイノードの無線通信帯域の平均利用率を示す。SRSA-RNL によるネットワークスループットの改善効果が大きいフロー発生数が  $4[\text{/min}]$  の場合、SRSA-RNL を用いる事でゲートウェイの無線帯域使用率は (1) ゲートウェイノードが 1 つの場合は 96%、(2) ゲートウェイノードが 1 つの場合は 92% に達する。よって提案手法を用いる事でネットワークスループットは理想値に近い値まで改善している事が分かる。

- ネットワーク中に GW APを設定する
- GWをSrcもしくはDstとするトラフィックを想定した(もう一つの通信先はネットワーク内からランダムにAPを選択)
- 比較手法
  - (1) Single-Path DRRR
  - (2) DRRR + SRSA-RNL

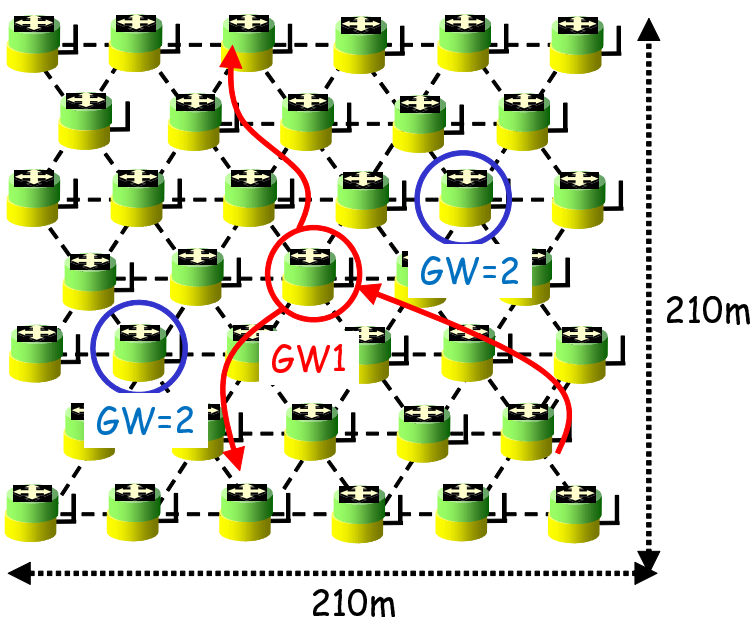


図 B.2. 集中トラフィック環境における性能評価

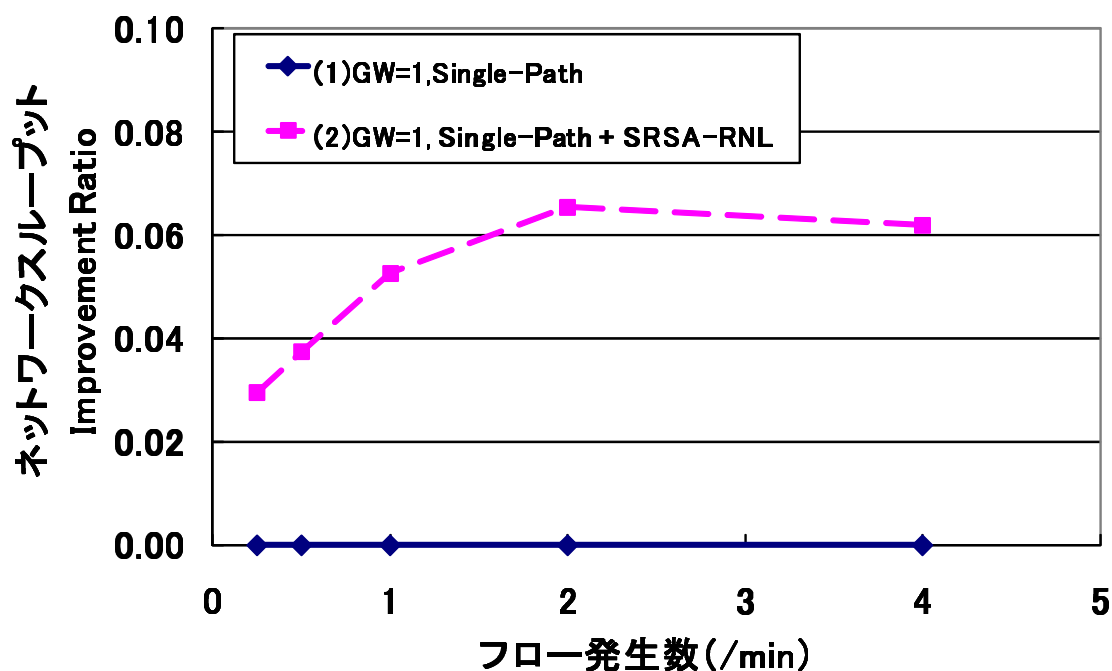


図 B.3. (1) ゲートウェイノードが 1 つの場合のネットワークスループットの Improvement Ratio

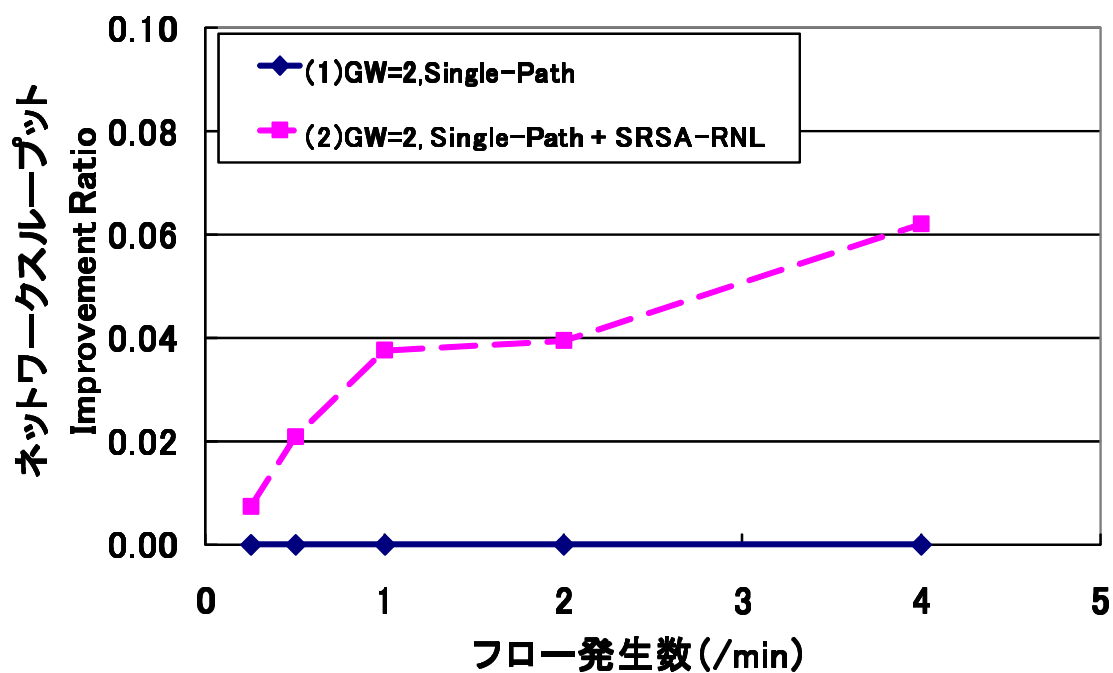


図 B.4. (1) ゲートウェイノードが 1 つの場合のネットワークスループットの Improvement Ratio

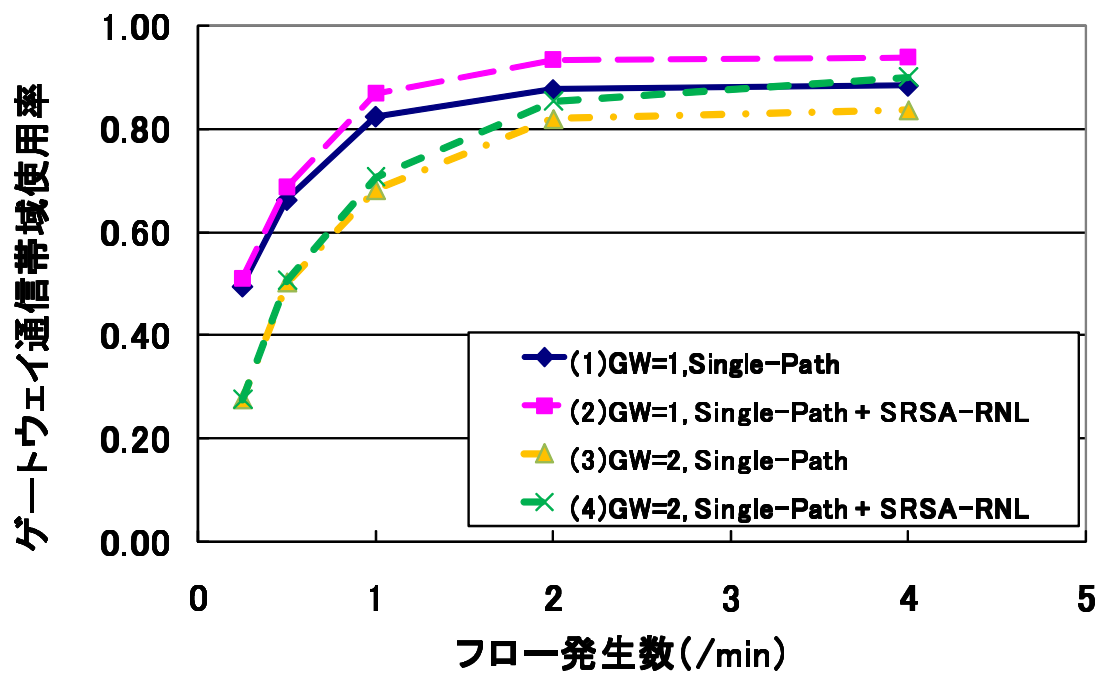


図 B.5. ゲートウェイノードにおける平均通信帯域利用率