

IP ネットワークにおける音声・ビデオ  
ストリーミングのための QoS 制御方式の研究

2006 年

布 目 敏 郎

# 目次

第 1 章	序論	1
1.1	IP ネットワーク	2
1.1.1	インターネット	2
1.1.2	アドホックネットワーク (MANET)	3
1.2	サービス品質 (QoS)	3
1.3	マルチメディア通信	4
1.3.1	画像圧縮符号化方式	4
1.3.2	メディア同期制御	5
1.3.3	ストリーミング技術	6
1.4	マルチキャスト通信	7
1.5	VTR メディア同期アルゴリズム	8
1.6	端末間同期方式	10
1.6.1	同期マエストロ方式	11
1.6.2	マスタ・スレーブ端末方式	12
1.6.3	分散制御方式	13
1.6.4	定性的な比較	13
1.7	誤り制御	14
1.8	トランスポートプロトコル	14
1.8.1	TCP	15
1.8.2	UDP	16
1.8.3	RTP/RTCP	16
1.9	MANET ルーティングプロトコル	17
1.9.1	DSR	17
1.9.2	ODMRP	18
1.10	本論文の目的と構成	18
第 2 章	蓄積メディアストリーミング技術の QoS 比較	20
2.1	まえがき	20
2.2	メディア転送方式	21
2.3	再送制御方式	23
2.3.1	メディア出力先での制御	24
2.3.2	メディア送信元での制御	25
2.4	実験環境	25
2.4.1	実験システム	25
2.4.2	QoS パラメータ	27
2.5	実験結果と考察	28

2.5.1	TCP を用いる転送方式間の QoS 比較 . . . . .	28
2.5.2	UDP に再送制御を適用した方式の QoS 評価 . . . . .	32
2.6	むすび . . . . .	34
<b>第 3 章</b>	<b>連続メディア再送制御方式 RVTR . . . . .</b>	<b>37</b>
3.1	まえがき . . . . .	37
3.2	RVTR の原理 . . . . .	38
3.2.1	拡張 VTR アルゴリズム . . . . .	38
3.2.2	再送制御方式 . . . . .	41
3.3	実験環境 . . . . .	42
3.3.1	システム構成 . . . . .	42
3.3.2	QoS パラメータ . . . . .	44
3.4	実験結果と考察 . . . . .	45
3.4.1	負荷トラヒックの影響 . . . . .	45
3.4.2	$J_{\max}$ の影響 . . . . .	52
3.4.3	ネットワークへの付加遅延の影響 . . . . .	55
3.4.4	総スライド時間の推移 . . . . .	58
3.4.5	メディアソースの違いによる影響 . . . . .	62
3.5	むすび . . . . .	64
<b>第 4 章</b>	<b>マルチキャスト通信用連続メディア再送制御方式 MRVTR . . . . .</b>	<b>66</b>
4.1	まえがき . . . . .	66
4.2	MRVTR . . . . .	67
4.2.1	NACK トラヒックの軽減 . . . . .	67
4.2.2	再送トラヒックの軽減 ( NACK 送信制御 ) . . . . .	68
4.3	再送スケーリング方式 . . . . .	69
4.4	QoS 評価方法 . . . . .	69
4.4.1	実験システム構成 . . . . .	70
4.4.2	シミュレーションシステム構成 . . . . .	71
4.5	実験結果と考察 . . . . .	73
4.5.1	MRVTR の QoS 評価 . . . . .	73
4.5.2	再送スケーリング方式の QoS 評価 . . . . .	74
4.6	シミュレーション結果と考察 . . . . .	77
4.6.1	負荷トラヒックの影響が大きい端末での評価 . . . . .	77
4.6.2	負荷トラヒックの影響が小さい端末での評価 . . . . .	80
4.6.3	バッファリング時間によるトレードオフの評価 . . . . .	83
4.7	むすび . . . . .	87
<b>第 5 章</b>	<b>端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS 比較 . . . . .</b>	<b>90</b>
5.1	まえがき . . . . .	90
5.2	分散制御方式の拡張 . . . . .	91
5.3	中規模イントラネットワークにおける QoS 評価方法 . . . . .	92
5.3.1	ネットワーク構成 . . . . .	92
5.3.2	シミュレーション方法 . . . . .	93
5.3.3	QoS パラメータ . . . . .	94

5.4	中規模イントラネット環境における QoS 評価結果	94
5.4.1	集中制御端末位置が QoS に及ぼす影響	94
5.4.2	QoS 比較	96
5.4.3	メディア受信端末数が QoS に及ぼす影響	98
5.5	階層型ネットワークにおける QoS 評価	102
5.5.1	ネットワーク構成	102
5.5.2	シミュレーション方法	103
5.5.3	シミュレーション結果	104
5.6	むすび	113
<b>第 6 章</b>	<b>アドホックネットワークにおける端末間同期方式比較</b>	<b>114</b>
6.1	まえがき	114
6.2	ストリング型トポロジにおける QoS 評価	115
6.2.1	ネットワーク構成	115
6.2.2	シミュレーション方法	116
6.2.3	QoS パラメータ	117
6.2.4	シミュレーション結果	117
6.3	移動ノードを含むグリッドトポロジにおける QoS 評価	126
6.3.1	ネットワーク構成	126
6.3.2	シミュレーション方法	126
6.3.3	シミュレーション結果	127
6.4	むすび	130
<b>第 7 章</b>	<b>アドホックネットワークにおけるメディア転送方式比較</b>	<b>133</b>
7.1	まえがき	133
7.2	メディア転送方式	134
7.2.1	単一ストリーム方式	134
7.2.2	マルチストリーム方式	135
7.3	メディア同期アルゴリズム	135
7.4	QoS 評価方法	136
7.4.1	ネットワーク構成	136
7.4.2	シミュレーション方法	137
7.4.3	QoS パラメータ	138
7.5	シミュレーション結果	138
7.5.1	ネットワークレベル QoS 評価結果	138
7.5.2	アプリケーションレベル QoS 評価結果	139
7.6	むすび	144
<b>第 8 章</b>	<b>音声・ビデオマルチパスストリーミング方式 MPMS</b>	<b>145</b>
8.1	まえがき	145
8.2	マルチパスルーティング方式	146
8.3	固定ノードネットワークにおける QoS 評価方法	149
8.3.1	ネットワーク構成	149
8.3.2	シミュレーション方法	149
8.3.3	QoS パラメータ	150

8.4	固定ノードネットワークにおける QoS 評価結果 . . . . .	150
8.4.1	ネットワークレベル QoS 評価 . . . . .	150
8.4.2	アプリケーションレベル QoS 評価 . . . . .	153
8.4.3	負荷トラヒックの影響 . . . . .	156
8.5	モバイルネットワークにおける QoS 評価 . . . . .	164
8.5.1	ネットワーク構成 . . . . .	164
8.5.2	シミュレーション結果 . . . . .	165
8.6	むすび . . . . .	167
第 9 章 結論 . . . . .		170
謝辞 . . . . .		173
参考文献 . . . . .		174
発表論文一覧 . . . . .		181
付 録 A Random Waypoint ネットワークにおける QoS 評価 . . . . .		184
A.1	まえがき . . . . .	184
A.2	Random Waypoint モデル . . . . .	184
A.3	シミュレーション方法 . . . . .	184
A.4	シミュレーション結果 . . . . .	185
A.5	むすび . . . . .	186

# 第1章 序論

インターネットにおけるネットワーク層プロトコルとして提案された IP ( Internet Protocol ) [1] は、インターネットの世界を越えて、さまざまな形態のネットワークに利用されるようになっていく。

ADSL ( Asynchronous Digital Subscriber Line ) [2] や FTTH ( Fiber To The Home ) [2] に代表される、低廉かつ高速なインターネット環境の一般化が進んでいる。そして、このような高速かつ常時接続なネットワーク環境を活かしたアプリケーションが、実際に利用されはじめている。従来はテキストのみであったチャットサービスは、現在では音声・ビデオを同時に扱えるものが登場している。また、UPnP ( Universal Plug-and-Play ) 技術 [3] などにより、複雑な設定を行わなくとも、このようなサービスが簡単に利用可能となっている。更に、これまでの固定電話網による電話に対抗するサービスとして、インターネット技術を利用した IP 電話 [4] が用いられつつある。一方、映画のオンデマンド配信など、マルチメディアストリーミングも一般化しつつある。

現在、市販されている PC では、LAN ( Local Area Network ) 接続のための Ethernet インタフェースはもはや付いて当然となっている。更に、LAN 接続インタフェースを持った情報家電機器 [5] やゲーム機器が広く市販されている。このため、一般家庭に複数のネットワーク対応機器があることは、普通の光景となっている。そして、これらを相互接続するために、IP ネットワークも気軽に構築されるようになっていく。そのようなネットワークでは、PC に代表される計算機とは異なるものを収容しうることが特徴の一つとなっている。例えば、映像コンテンツを蓄積するホームサーバ上にある音声・ビデオストリームを、家庭内の IP ネットワークを介して、ネットワーク対応テレビを用いて試聴するなどという利用形態が現実のものとなっている。

一方、IEEE 802.11b[6] や IEEE 802.11g[7] などの規格に準拠した無線ネットワーク機器が急速に普及してきている。多くのノート PC が無線通信機能を標準で備えるようになるなど、ネットワーク機器の無線通信環境への対応が急速に進んでいる。これにより、有線ネットワークの末端を無線ネットワークに置き換えるという利用形態 ( 有線・無線統合ネットワーク ) が、あらゆる場面で一般的なものとなっている。

また、上述のような有線ネットワークと無線ネットワークとを組み合わせたネットワーク形態に加えて、近年は、無線端末のみで自律分散的に構築できる無線アドホックネットワーク ( MANET: Mobile Ad hoc NETwork ) [8] に注目が集まっている。アドホックネットワークにおいては、ルーティングプロトコルが重要な役割を果たしている。

IP はコネクションレス型の通信プロトコルであり、信頼性を保証する機能を提供しない。したがって、これを利用したネットワークである IP ネットワークは、本質的に、QoS ( Quality of Service ) [9] を保証しないベストエフォートのネットワークであるといえる。このため、音声やビデオといった連続メディアの転送を行うと、遅延やその揺らぎ ( ジッタ )、情報の欠落などにより、その品質は大きく劣化する可能性がある。そのような品質劣化の問題に対処するために、QoS 制御技術が用いられる。例えば、メディアの時間構造を保つメディア同期制御や情報の欠落に対処する誤り制御などが挙げられる。また、メディア送信端末における転送方式

も重要な役割を果たす．更に，トランスポートプロトコルやルーティングプロトコルも広義の QoS 制御技術といえる．

本論文では，様々な形態の IP ネットワークを検討対象とする．そして，そのようなネットワークにおける音声・ビデオのストリーミング伝送の品質を高く保つための QoS 制御手法を議論の対象とする．

以下では，まず，本論文における議論の前提となる要素技術を導入する．1.1 節で IP ネットワークを，1.2 節にサービス品質 (QoS) を説明する．1.3 節では，マルチメディア通信を概説する．次に，1.4 節にマルチキャスト通信の概要を示す．メディア同期アルゴリズムの一つである VTR (Virtual-Time Rendering) アルゴリズムを 1.5 節で説明し，端末間同期方式を 1.6 節にて概説する．1.7 節では誤り制御について述べる．更に，1.8 節でトランスポートプロトコルを，1.9 節にてアドホックネットワークにおけるルーティングプロトコルを紹介する．最後に，1.10 節で本論文の目的と構成を示す．

## 1.1 IP ネットワーク

IP ネットワークとは，ネットワーク層プロトコルとしてインターネットプロトコル (IP : Internet Protocol) を採用したネットワークを指す．現在，IP はインターネットの世界を飛び出して，様々な場面で利用されるようになってきている．

本節では，まず，IP 誕生の起源となったインターネットについて概要を述べる．そして，IP を用いたネットワークの一つであるアドホックネットワークを説明する．

### 1.1.1 インターネット

インターネットとは，TCP (Transmission Control Protocol) [10]/IP を標準プロトコルとした複数のコンピュータネットワークが，相互接続されたネットワーク群のことである [11]．インターネットでは，IP アドレスが分かれば，世界中のどこでも通信が可能である．

インターネットの歴史は，1969 年，米国防総省の研究部門である ARPA (Advanced Research Project Agency) が軍事目的に開始したネットワーク (ARPANET) に始まる．ARPANET は，情報基地を分散して複数の伝達経路を持たせた分散コンピュータネットワークであり，情報基地が破壊されても情報通信網が麻痺しないことを目的に造られた．ARPANET では，パケット交換を用いることで，1 本の通信回線を同時に複数ユーザが利用できる．また，一つの経路がダウンした場合にも，別の経路を用いることで通信が可能である．ARPANET 開設当初は，米国西海岸にある四つの大学のコンピュータ間を 50kbps で結んだ小規模なものであった．

1972 年，米国は国防戦略の転換に伴い ARPA を DARPA (Defence Advanced Research Projects Agency) に再編した．このとき，ARPANET が大学や研究機関に解放され，非軍事目的の利用が開始された．また，異機種のコンピュータ間が通信するためのプロトコルの研究が進み，インターネットの標準プロトコルとなっている TCP/IP が登場した．こうして，現在のインターネットの基となるネットワークが形成されてきた．

インターネットでは，ネットワーク層のプロトコルとして，予めコネクション開設を行わないコネクションレス型の IP が用いられている．このため，パケットごとに通過するネットワークノードや得られる通信品質が異なりうる．また，IP には，通信品質を保証するような機構は用意されていない．このようなことから，インターネットはベストエフォート型のネットワークと呼ばれる．転送時の QoS は保証されないため，上位プロトコルにより QoS 保証を行う必要がある．

### 1.1.2 アドホックネットワーク (MANET)

近年、無線アドホックネットワーク (MANET: Mobile Ad hoc NETwork) への注目が高まっている。これは、無線基地局のような固定的なインフラを必要とせず、無線端末のみで自立分散的に構築されるネットワークである。無線アドホックネットワークでは、無線通信により、端末同士が直接情報を交換する。また、電波が届かず直接情報交換ができない端末同士でも、それらの端末間に存在する別の端末が中継する (無線マルチホップ通信) ことによって、情報交換が可能となる。

アドホックネットワークでは、ネットワークを構成する無線端末の移動により、ネットワークトポロジーが動的に変化する。それに伴い、伝送されるメディアの品質にも急激な変化が生じる。したがって、端末の移動に対応するためのルーティングプロトコルは、アドホックネットワークにおける重要な構成要素の一つである。これについては、1.9 節にて詳述する。

アドホックネットワークは、様々な分野への応用が考えられている。その一つとして、音声・ビデオのストリーミング配信が挙げられる。その他の応用として、ITS (Intelligent Transportation System) [12] への利用も考えられている。例えば、車々間通信に应用することで、事故や渋滞の情報を車両間でやり取りできる [13]–[15]。また、交差点などで、歩行者に車両の接近を通知することも考えられる。更に、災害時における、避難誘導の手段や被災情報を把握するための通信手段としても、アドホックネットワークは期待されている。

## 1.2 サービス品質 (QoS)

IP ネットワークをはじめとした情報ネットワークを構築する目的は、ユーザに何らかの応用サービス (アプリケーション) を提供することにある。これを柔軟に達成するために、IP ネットワークでは階層化アーキテクチャを採用し、各階層が提供するサービスを規定している。構築されたネットワークの成否は、このサービス品質 (QoS) に大きく依存する。QoS の保証や QoS 制御は、ネットワークを構成しているプロトコルの重要な役割である。

文献 [16] は、サービス品質 (QoS) を「提供するサービスの使いやすさの程度ならびにその均一性である」と述べている。また、文献 [17] では、QoS は「あるべき姿への一致度」と定義される。ここで「あるべき姿」とは、理想的なサービスを意味する。しかし、それは、サービスを行う対象により異なる。通信における理想的なサービスとは、通信機器を介さない状態で提供されるサービスを指す。

QoS の良し悪しは、定量的に表現される必要がある。そのための尺度を、QoS パラメータ (QoS parameter) と呼ぶ。

IP ネットワークにおける QoS は、ネットワークと同様の階層構造を持っている。それらは、ネットワークの各階層に対応して、物理レベル QoS、リンクレベル QoS、ネットワークレベル QoS、エンドツーエンドレベル QoS、アプリケーションレベル QoS 及びユーザレベル QoS の 6 種類に分類される [9],[18]。

ユーザレベル QoS は、最終的なサービス利用者である人間が感じる品質である。したがって、このユーザレベル QoS が、ネットワークアプリケーションにおいて最も重要な QoS となる。ユーザレベル QoS は人間の主観に依存するため、他の 5 種類の QoS とは異なり、その定量的表現には工夫を要する。

アプリケーションレベル QoS パラメータは、対象とする情報メディアの種類により異なる。音声やビデオのストリーミング転送を考える場合、そのアプリケーションレベル QoS には、時間構造品質を反映させる必要がある。また、音声・ビデオ間の関係性を表現する QoS パラメータ



も必要である。

本論文では、主にアプリケーションレベル QoS に注目して議論を進める。これは、アプリケーションレベル QoS は、ユーザの主観品質に密接に関係した QoS であり、かつ定量的な扱いが容易なためである。

### 1.3 マルチメディア通信

マルチメディア通信 [19] とは、複数のメディアを組み合わせた通信形態のことである。文字、音声、画像情報などを混合して伝送・交換することにより、通信コストを軽減する。また、いくつかのメディアを組み合わせることで、新しい通信サービスの提供が可能となる。音声・ビデオのストリーミング配信は、その一例である。

マルチメディア通信を用いた応用サービスには、VOD ( Video on Demand ) [20] やマルチメディア通信会議 [19] などがある。VOD とは、映像を受信する側が端末を操作し、ホストコンピュータに蓄積された映像情報データベースから、好きなときに、好きな映像プログラムを再生することができるサービスである。マルチメディア通信会議システムとは、ネットワークを介した複数の人とのリアルタイム会議が可能な通信システムである。このシステムを利用することで、離れた場所において同じ情報 ( 音声、画像等 ) を共有することができ、コミュニケーションの迅速化、円滑化が期待できる。

このようなサービスを実現するためには、様々な技術的課題を解決する必要がある。マルチメディア通信では、扱う情報量が膨大であるため、圧縮符号化方式が必要となる。また、音声やビデオの QoS を保証するために、メディア同期 [21],[22] の必要性が認識されている。

以下では、マルチメディア通信サービスの実現に必要なこれらの技術について述べる。

#### 1.3.1 画像圧縮符号化方式

マルチメディア通信を実現する上で、情報の圧縮符号化は必要不可欠である。特に、ビデオ情報のビットレートは 30 Mbps ( VHS 品質 ) ~ 1.2 Gbps ( HDTV 品質 ) と非常に大きく、これを現在のインターネットなどで圧縮なしに送ることは不可能である。ここでは、本研究で使用している画像の圧縮符号化方式である JPEG ( Joint Photographic Coding Experts Group ) と MPEG ( Moving Picture Experts Group ) について簡単に述べる。

##### (1) JPEG

JPEG は、ディジタルカラー静止画像を圧縮する方式の国際標準である [23]。1980 年代初めに JPEG に関する標準化の議論が始まり、1992 年に規格がまとまった。JPEG の名は、ISO ( International Organization for Standardization ) と現在の ITU-T ( International Telecommunication Union Telecommunication Standardization Sector ) である CCITT ( International Telegraph and Telephone Consultative Committee ) の二つの国際機関が共同で結成した標準化作業グループ「Joint Photographic Coding Experts Group」の組織名に由来している。現在、JPEG は、カラーファクシミリやディジタルスチルカメラのデータ圧縮方式として採用されている。また、インターネットの WWW ( World Wide Web ) における静止画像の符号化にも使用されている。

JPEG 圧縮の原理をごく簡単に説明すると、次のようになる。まず画像をブロック (  $8 \times 8$  ピクセル ) 単位に分ける。次に、各ブロックごとにピクセル同士の色の相対関係 ( 空間周波数 ) を

調べ、DCT ( Discrete Cosine Transform : 離散コサイン変換 ) 方式により低周波数項と高周波数項に分ける。最後に、高周波数項を取り除いて、データの圧縮を行う。こうした方法により、JPEG では最初のデータ量と比較して、1/10 から 1/20 のデータ量に圧縮できる。

## (2) MPEG

MPEG については、MPEG1、MPEG2、MPEG4、MPEG7 など、いくつかの規格がある。このうち MPEG1 は、コンパクトディスク ( CD )、ハードディスク、光記憶装置などの 1.5 Mbps 程度の転送レートを持つデジタル記録媒体に、動画情報を圧縮して蓄積するための国際標準である [23],[24]。

圧縮は画像の冗長性を削減することにより行われる。MPEG1 では、時間的冗長性の削減の方法として予測符号化、空間的冗長性の削減の方法として直交変換が用いられる。MPEG1 では、直交変換として DCT を用いている。これは、他の変換方式に対し、実用的な処理時間により優れた符号化効率を示すためである。この方式だけで符号化 ( イントラ符号化 ) された画面を MPEG1 では I ( Intra ) ピクチャと呼ぶ。また MPEG1 では、予測符号化方式として、動き補償フレーム間予測符号化が用いられている。これは、すでに符号化した以前のフレーム信号の中から現フレームの画素値に最も近い画素値を探し出し、その画素値同士の空間的なずれを付加情報として符号化する方式である。この方式によって符号化された画面を MPEG1 では P ( Predictive ) ピクチャと呼ぶ。更に MPEG1 では、予測符号化を拡張し、過去と未来の情報から原画を符号化する双方向予測符号化も行われている。この方式で符号化された画面を MPEG1 では B ( Bidirectionally Predictive ) ピクチャと呼ぶ。

MPEG1 は蓄積メディアを対象に開発されたため、早送りや逆再生などの特殊再生に対応する必要があった。予測符号化方式では、ある画面を復号する際、その画面一枚だけでは完結した情報にならない場合がある。このため、ランダムアクセスには不向きである。そのため、MPEG1 では、I ピクチャを一枚以上含む画面のまとまりである GOP ( Group of Pictures ) という概念を導入している。GOP 単位でのランダムアクセスを可能とすることで、特殊再生に対応している。

MPEG1 では、符号化されたデータ ( ビットストリーム ) は階層構造になっている。上位層から順にシーケンス層、GOP 層、ピクチャ層、スライス層、マクロブロック層、及びブロック層の各層から構成される。この構造を図 1.1 に示す。シーケンス層からスライス層までの各階層では、32 ビットの一意な開始コードが与えられており、これにより各層が区別されるとともに、誤り回復ポイントにもなっている。

### 1.3.2 メディア同期制御

マルチメディア通信を行う上で、音声やビデオといった連続メディアは、ネットワーク遅延の揺らぎによりその時間関係が乱されることがある。この時間関係を回復するためにメディア同期制御が必要となる。

メディア同期制御には、メディア内同期制御、メディア間同期制御及び端末間同期制御がある。メディア内同期制御とメディア間同期制御との関係を図 1.2 に示す。

- メディア内 ( intra-stream ) 同期制御

メディア内同期制御は、メディア発生源でのメディアユニット ( Media Unit: メディア同期のための転送の単位であり、MU と略す。例えばビデオフレームなどに相当する ) の発

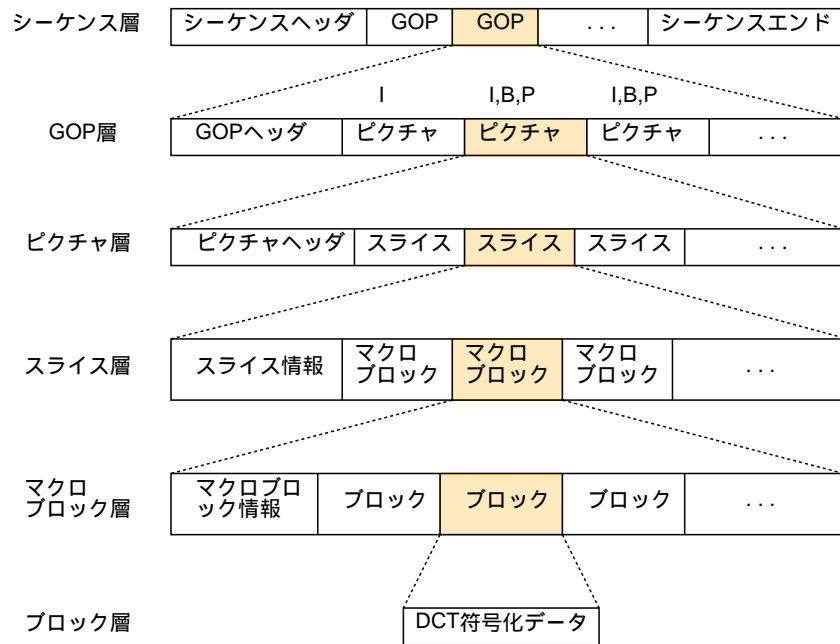


図 1.1: MPEG1 ビットストリーム構成

生間隔をメディア出力先で維持するためのものである。メディア内同期制御は、各メディアに対し行われる。

- メディア間 ( inter-stream ) 同期制御  
メディア間同期制御は、メディア出力先において、複数のメディアの MU の互いの出力間隔を維持するための制御である。複数のメディア間には、マスタとスレーブの関係が存在し、マスタメディアの出力間隔に対し、スレーブメディアを同期させる。
- 端末間 ( inter-destination ) 同期制御  
端末間同期制御は、マルチキャスト送信された MU を、複数のメディア出力先において、同時に出力させるための制御である。端末間の公平性を維持するために必要となる。

なお、メディア出力先は、いくつかの MU をバッファリングすることによりネットワーク遅延の揺らぎを吸収する。

### 1.3.3 ストリーミング技術

近年では、インターネット上で、蓄積ビデオ配送プログラムによる動画像配信が一般的に行われるようになっている。この種のプログラムの多くでは、ビデオ情報全体のダウンロードの完了を待たずして再生を可能とするストリーミング技術 [25] が取り入れられている。

専用ネットワークを介しての VOD と異なり、インターネット上のビデオ転送では、ネットワーク遅延揺らぎやパケット欠落の影響を受ける。従来のインターネットでは、帯域容量が小さく、圧縮符号化方式についても効率が低かった。また、計算機の処理能力も、符号化されたビデオ情報を実時間的に復元するのに不十分なものであった。このため、ビデオ情報全体のダウンロードが完了した後に出力を始めるダウンロード方式の蓄積ビデオ配送が一般的であった。しかし、圧縮符号化処理技術の進歩や、インターネットバックボーン及びアクセス網の強化等

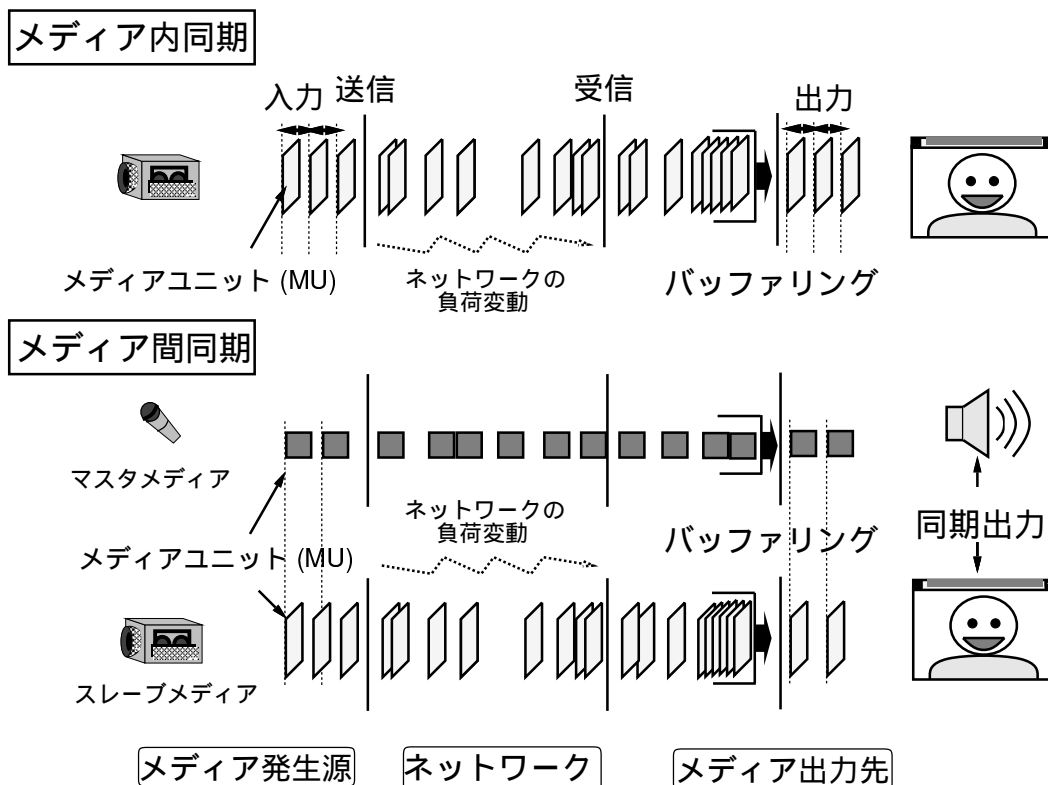


図 1.2: メディア内同期とメディア間同期

により、現在では、ダウンロードの完了を待つことなく再生することのできる、ストリーミング方式の配送が一般的となっている。

このようなストリーミング方式の蓄積メディア配送を行うには、メディアの出力中に出力すべきデータが不足することがないように、バッファにデータをある程度溜めてから出力を開始する必要がある。また、メディアを滑らかに出力するために、その時間関係を維持するメディア同期制御が重要となる。マルチメディアの情報量は非常に大きなものとなることから、圧縮符号化は必要不可欠なものである。更に、ネットワークの状況に臨機応変に対応するために動的解像度制御を用いることも考えられる。

ストリーミング技術は、これらの技術を総称したものである。蓄積ビデオ転送プログラムでは、これらの技術の全てまたはいくつかを用いることで、ストリーミング方式の連続メディア配送を可能としている。

また、蓄積メディアの転送では、メディア出力先での出力品質は重視されるが、送信から出力までの遅延に関する制約はライブメディアの場合ほどは厳しくない。また、蓄積メディアはファイルとしてメディア送信元に蓄積されているので、MUの発生時刻を表すタイムスタンプ等の情報を事前に得ることが可能である。これらの性質を用いて、ストリーミング技術では、それぞれのプログラムで転送方式に工夫を凝らしている。

## 1.4 マルチキャスト 通信

分散マルチメディアアプリケーションの例として、映画やライブコンサートのストリーミング配信やマルチメディア通信会議などが挙げられる。これらのアプリケーションは一对多や多

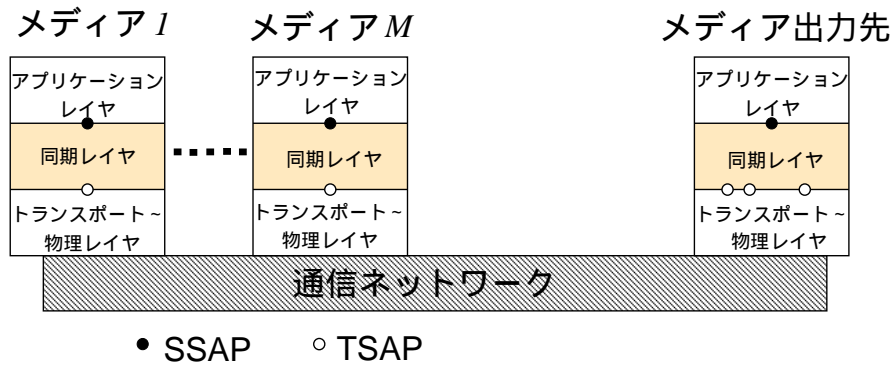


図 1.3: メディア同期モデル

対多の通信形態をとっている．このように，同一の情報を複数の端末に同時に送信することをマルチキャストと呼ぶ．

マルチキャストは，簡単に実施しようとするれば，宛先端末数だけのユニキャストを組み合わせることで実現できる．しかし，この方法では，同一情報が同時にネットワークを流れることになり，効率が悪い．これを避けるために，ルートが共通のところは一つのパケットを流し，ルートが分かれるルータでパケットのコピーを作成して，それぞれの方向に送出するなどの手法が用いられる．

現在のインターネット及びイントラネットにおけるマルチキャスト通信では，IP マルチキャスト [26] の技術が広く利用されている．これはベストエフォート型の配送方式を用いているので，信頼性を保証する機能を持っていない．このため，マルチメディア通信の QoS が必ずしも保証されない．したがって，このような問題を解決するための QoS 制御技術が必要となる．

## 1.5 VTR メディア同期アルゴリズム

本論文では，メディア同期アルゴリズムとして，文献 [27]，[28] の VTR アルゴリズムを使用する．ここでは，その概要を説明する．

図 1.3 に示すように， $M$  個のメディア発生源から一つのメディア出力先に，通信ネットワークを介して  $M$  個のメディアを転送するものとする（メディア  $i$  は，メディア発生源  $i$  から発生する）．

各メディア発生源及びメディア出力先は，トランスポートレイヤの上位レイヤとして，同期レイヤを有する．同期レイヤは，SSAP ( Synchronization Service Access Point ) を介して，アプリケーションから（へ）メディアユニット（MU）を受信（送信）する．各メディア発生源の TSAP ( Transport Service Access Point ) の数はそれぞれ一つであるが，メディア出力先にはメディアの数に対応する TSAP が存在する．メディア出力先のメディア  $i$  に対応する TSAP を  $TSAP_i$  と呼ぶ．

各メディア発生源における同期レイヤでは，各 MU にその発生時刻を示すタイムスタンプを付与する．メディア出力先の同期レイヤは，タイムスタンプを用いて同期制御を行う．

メディア発生源及びメディア出力先の TSAP と SSAP における，MU 送受信の一例を図 1.4 に示す．図中の記号の意味は，以下の通りである．

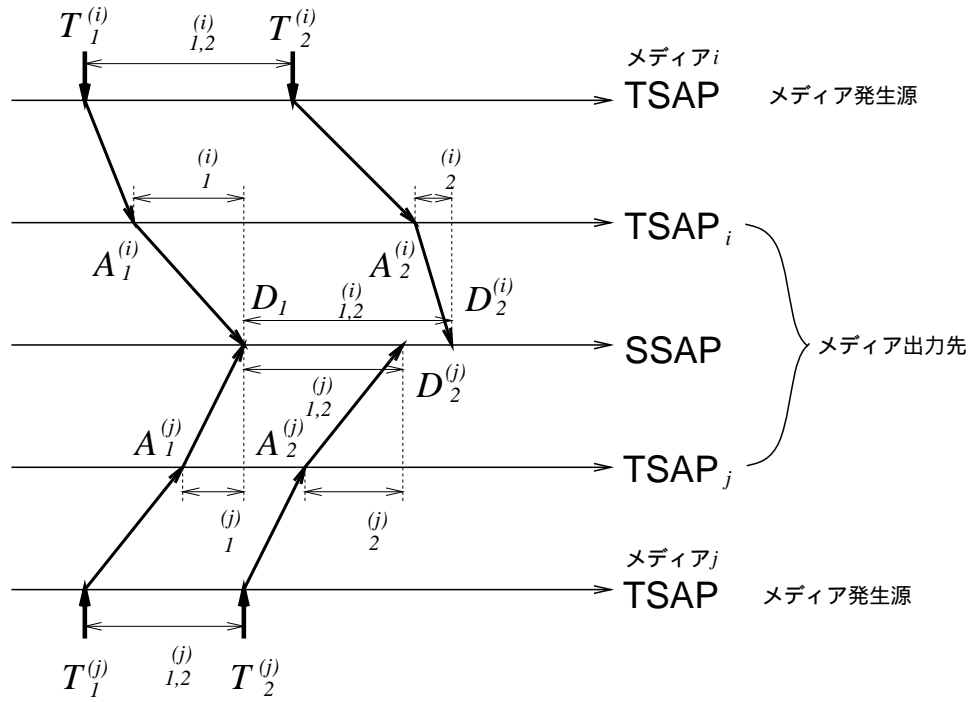


図 1.4: メディア同期の出力タイミング例

- $T_n^{(i)}$ : メディア発生源  $i$  の TSAP における  $n$  番目の MU の発生時刻 (一般性を失うことなく, 各メディアの発生源における同期レイヤの処理時間を 0 と仮定する)  
 $A_n^{(i)}$ : メディア出力先の TSAP $_i$  におけるメディア  $i$  の  $n$  番目の MU の到着時刻  
 $D_n^{(i)}$ : メディア出力先の SSAP におけるメディア  $i$  の  $n$  番目の MU の出力時刻  
 $\sigma_{n,n+1}^{(i)}$ : メディア  $i$  の  $n$  番目の MU のタイムスタンプと  $n+1$  番目のそれとの差 (すなわち,  $\sigma_{n,n+1}^{(i)} = T_{n+1}^{(i)} - T_n^{(i)}$ )  
 $\tau_n^{(i)}$ : メディア  $i$  の  $n$  番目の MU が TSAP $_i$  に到着してから出力されるまでの時間  
ただし,  $i = 1, 2, \dots, M$  であり,  $n = 1, 2, \dots$  とする. 図 1.4 は, メディア  $i, j$  の最初の MU と 2 番目のそれが, 各メディア発生源の TSAP より発生し, メディア出力先の SSAP で出力されるまでの時間関係を表している.

### (1) メディア内同期

VTR アルゴリズムでは, 各メディアの最初の MU の TSAP への到着時刻  $A_1^{(j)}$  及びネットワーク遅延の最大値の見積り  $\Delta_{\max}$  を用いて各メディアの最初の MU を同時出力する. この最初の MU の出力時刻を  $D_1$  とする.

メディア  $j$  における  $m$  番目の MU の目標出力時刻  $t_m^{(j)}$  を次のように定義する. これは, メディア出力先においてその MU を出力すべき時刻を表している.

$$t_1^{(j)} = D_1 \quad (1.1)$$

$$t_{m+1}^{(j)} = t_m^{(j)} + \sigma_{m,m+1}^{(j)} \quad (m = 1, 2, \dots) \quad (1.2)$$

メディア  $j$  の  $m$  番目の MU の受信時に、メディア出力先は、到着時刻  $A_m^{(j)}$  と目標出力時刻  $t_m^{(j)}$  を比較する。そして、この比較から、メディア間同期制御において出力時刻  $D_m^{(j)}$  を決定するのに用いられる出力予定時刻  $d_m^{(j)}$  を決定する。

MU の到着が大きく遅れた場合、 $d_m^{(j)}$  が  $t_m^{(j)}$  から大きく外れることがある。この場合には目標出力時刻を伸長することでバッファリング時間を拡大する。目標出力時刻の伸長は、MU 遅延（一つの MU の取込みから出力までの時間）の増加を意味する。これは、蓄積メディアでは問題ないが、ライブメディアを扱う場合にはリアルタイム性が犠牲となる。このため、ライブメディアでは、MU の到着が早い場合に、伸長された目標出力時刻を短縮することで MU 遅延を削減する。

## (2) メディア間同期

メディア間同期制御は、スレーブメディアでのみ行われる。マスタメディアでは、メディア内同期制御により求められた出力予定時刻（(1) の例では  $d_m^{(j)}$ ）に MU を出力する。

メディア出力先では、スレーブメディア  $j$  の  $m$  番目の MU について、メディア内同期制御により求められた出力予定時刻  $d_m^{(j)}$  と、マスタメディア  $i$  の対応する MU（これを  $n$  番目の MU とする）の出力時刻から求められる差分出力時刻  $D_n^{(i)} + \Delta$  を比較することにより、出力時刻  $D_m^{(j)}$  を決定する。ただし、 $\Delta$  は、マスタメディア  $i$  の  $n$  番目の MU に対するスレーブメディア  $j$  の  $m$  番目の MU の相対発生時間（すなわち、 $\Delta \triangleq T_m^{(j)} - T_n^{(i)}$ ）とする。なお、メディア  $i$  の  $n$  番目の MU はメディア  $j$  の  $m$  番目の MU が発生する直前に発生したものである。

## 1.6 端末間同期方式

ここでは、本論文で用いる 3 種類の端末間同期方式（同期マエストロ方式 [29]、マスタ・スレーブ端末方式 [30] 及び分散制御方式 [31]）の概要を説明する。端末間同期方式のシステムモデルを図 1.5 に、端末間同期方式を用いる場合の MU 出力タイミング例を図 1.6 に示す。また、本節では、これら三つの端末間同期方式の定性的な比較結果も示す。

VTR アルゴリズムでは、ネットワークの負荷状態に応じて、MU を出力すべき時刻である目標出力時刻を動的に調節する。図 1.5 では、音声・ビデオ転送において、音声をマスタメディア、ビデオをスレーブメディアとする場合を想定している。このとき、目標出力時刻の変更は、マスタメディアである音声のみによって起動される。

メディア出力先において、各メディアの最初の MU は、その発生時刻を表すタイムスタンプから目標とする遅延時間  $\delta$  秒 [32] 経過するまでバッファリングされた後に出力される。ただし、その MU のメディア出力先への到着が、タイムスタンプから  $\delta$  秒以上遅れている場合には、即座に出力が行われる。また、ライブメディアのリアルタイム性を保つために、目標出力時刻の変更は、MU 遅延（MU の発生から出力までの遅延時間を表す）が最大許容遅延  $\Delta_{al}$  [32] を越えない範囲で行われる。

マルチキャスト通信において、各端末で個別に VTR アルゴリズムを用いたメディア同期制御を行うと、端末によって同一 MU の出力時刻に大きな差が生じる可能性がある。これは、端末ごとに、接続されているネットワークの遅延や負荷の状態が異なる場合には、目標出力時刻の変更量が異なりうるためである。そのため、端末間同期が必要となる。

図 1.6 は、メディア内同期制御と端末間同期制御の出力タイミング例を示している。この図では、メディア発生源端末と二つのメディア出力先端末  $A, B$  における時間軸が示されている。

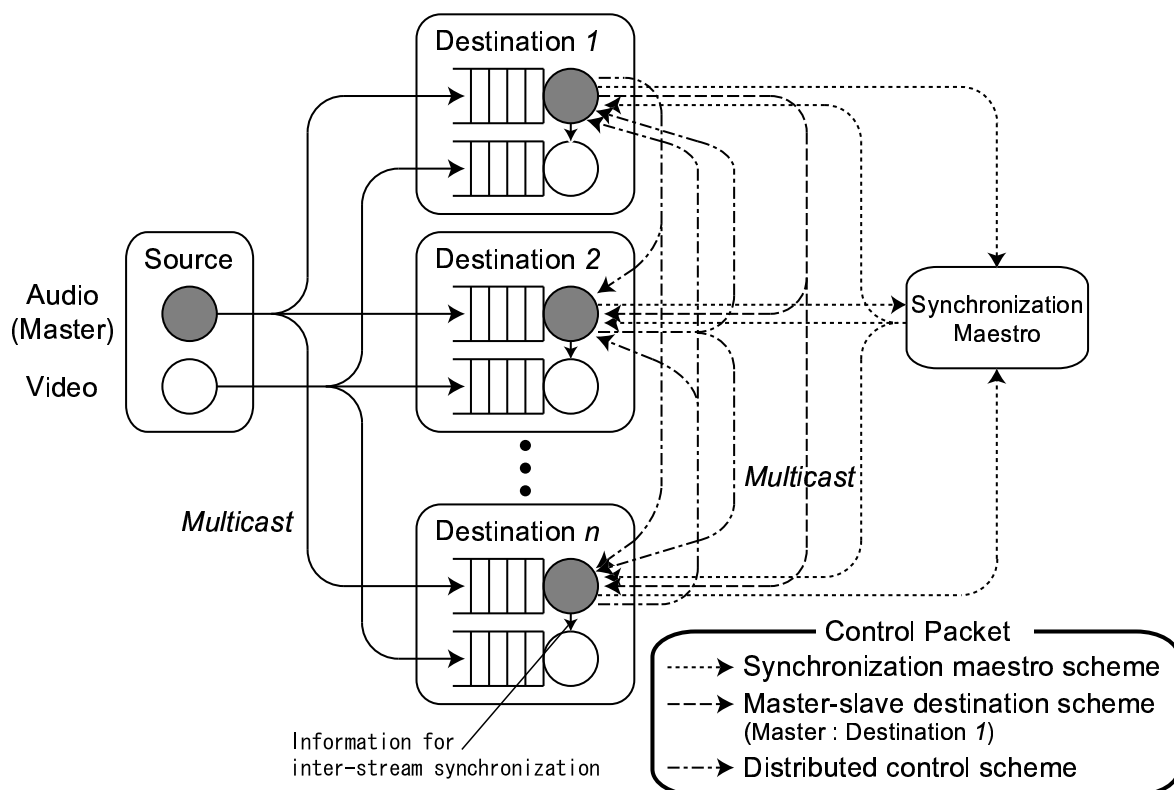


図 1.5: システムモデル

メディア出力先端末  $A$  と  $B$  は、 $n$  番目の MU を同時に出力している。ここで、メディア出力先端末  $B$  で、 $(n + 1)$  番目の MU の到着が遅れたとする。このとき、メディア出力先端末  $B$  は、目標出力時刻を変更する。

### 1.6.1 同期マエストロ方式

同期マエストロ方式では、ネットワーク上に一つの同期マエストロを設ける。同期マエストロは、図 1.5 に点線で示されるように、各メディア出力先端末からユニキャストで送られてくる出力タイミング情報を収集し、基準とすべき出力タイミングを決定する。そして、その情報を全メディア出力先端末に向けてマルチキャスト送信する。各メディア出力先端末は、この情報を用いてメディア同期制御を行う。同期マエストロの機能は、メディア発生源と同一の端末に組み込むことも、別の端末に実装することも可能である。

各メディア出力先端末は、最初の MU の出力開始時に、総スライド時間の推奨値を出力タイミングに関する情報として同期マエストロに送信する。ここで、総スライド時間は目標出力時刻の変更値の総和であるのに対し、その推奨値は目標出力時刻を変更すべきか否かを同期マエストロに問い合わせるためのものである。その後、一定数（この数を  $N_c$  個 [32] とする）連続して MU が目標出力時刻よりも遅く到着する場合、あるいは一定数（この数を  $N_d$  個 [32] とする）連続して早く到着する場合にも同様に、総スライド時間の推奨値を同期マエストロに送信する。更に、各メディア出力先端末は、メディア内同期制御による目標出力時刻の変更時には、常に同期マエストロに総スライド時間を送信する。総スライド時間及びその推奨値の決定に用いられるパラメータとして、 $r_1, r_2, r_3$  [32] が定義されている。



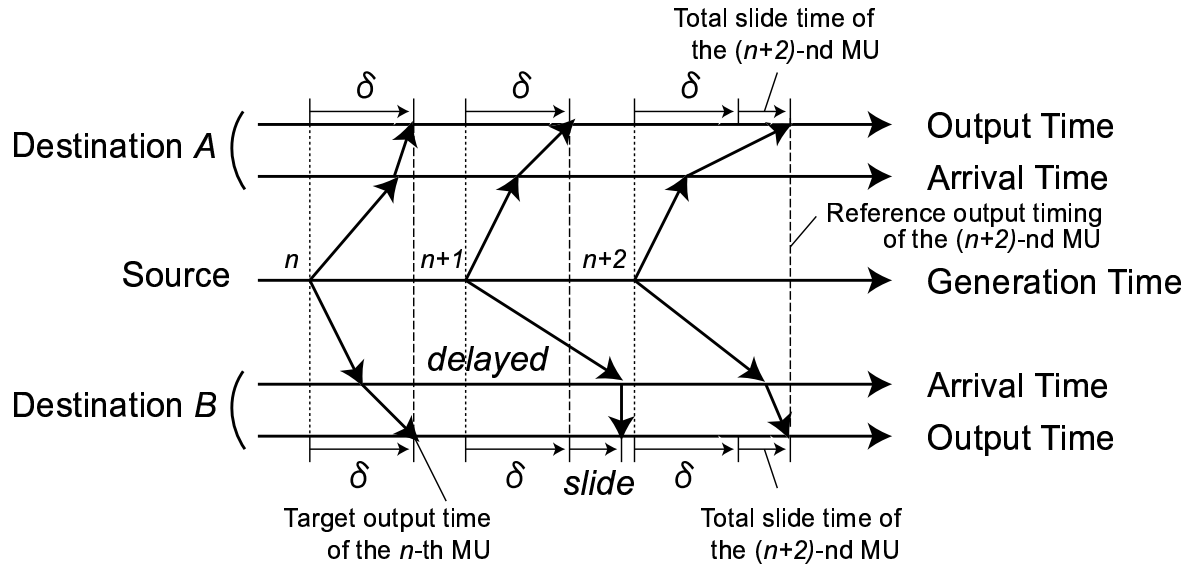


図 1.6: 端末間同期の出力タイミング例

同期マエストロでは，メディア出力先端末から出力タイミングに関する情報を受信すると，その情報と以前に他の端末から受信した情報とを比較し，基準とすべき総スライド時間を決定する．そして，同期マエストロは，基準とすべき総スライド時間が変化した場合に，それをマルチキャスト送信する．また，これとは別に，端末がマルチキャストグループに後から参加した場合や制御情報パケットが欠落した場合に対処するため，周期的（本論文では 5 秒毎とする）に基準とすべき総スライド時間をマルチキャスト送信する．

各メディア出力先端末では，自端末の総スライド時間を，同期マエストロから受信した基準とすべき総スライド時間に徐々に近づける．このとき，目標出力時刻の一度の変更当りに増減できる時間量として，パラメータ  $r_4, r_5$  [32] が定義される．

### 1.6.2 マスタ・スレーブ端末方式

マスタ・スレーブ端末方式では，1 台のマスタ端末のみが，基準とすべき出力タイミングの決定権を持つ．図 1.5 に破線で示されるように，このマスタ端末（この図ではメディア出力先端末 1）のみが出力タイミング情報をマルチキャスト送信する．スレーブ端末は，自端末の出力タイミングに関する情報を他端末に送信することなく，マスタ端末からマルチキャスト送信される出力タイミング情報に基づいて自端末の出力タイミングを調整する．

この方式では，マスタ端末がメディア内同期制御により決定する総スライド時間を，基準とすべき総スライド時間とする．また，マスタ端末は，同期マエストロ方式で各メディア出力先端末が総スライド時間の推奨値を決定するのと同じ方法で，MU の到着タイミングに応じて総スライド時間を変更する．このようにして，マスタ端末における総スライド時間が変更される度に，それを基準とすべき総スライド時間として全スレーブ端末に向けてマルチキャスト送信する．また，これとは別に，マスタ端末は，制御情報パケットの欠落などに対処するため，総スライド時間を周期的（本論文では 5 秒毎とする）にマルチキャスト送信する．

スレーブ端末では，同期マエストロ方式の場合と同様の方法で，自端末の総スライド時間を，マスタ端末から受け取った基準とすべき総スライド時間の値に近づける．スレーブ端末は，自端末の総スライド時間やその推奨値の送信を一切行わない．

### 1.6.3 分散制御方式

分散制御方式では，同期マエストロやマスタ端末のような出力タイミングを集中的に管理する端末を必要としない．この方式では，図 1.5 に一点鎖線で示されるように，すべてのメディア出力先端末が，出力タイミング情報をマルチキャスト送信する．各メディア出力先端末は，他端末から受信した出力タイミング情報を用いて，基準とすべき出力タイミングを決定する．そして，それに基づいてメディア同期制御を行う．

各メディア出力先端末は，同期マエストロ方式と同様の方法により決定される総スライド時間やその推奨値を，他のすべてのメディア出力先端末に向けてマルチキャスト送信する．加えて，マスタ・スレーブ端末方式におけるマスタ端末と同様に，周期的に総スライド時間をマルチキャスト送信する．

また，各メディア出力先端末は，同期マエストロ方式における同期マエストロと同等の機能を持つ．MU を出力するごとに，それまでに他端末から受け取った総スライド時間（またはその推奨値）及び自端末の総スライド時間（またはその推奨値）の中から基準とすべき総スライド時間を決定する．そして，他の 2 方式と同様にして，自端末の総スライド時間を，基準とすべき総スライド時間の値に徐々に近づける．

### 1.6.4 定性的な比較

文献 [31] では，上述のマスタ・スレーブ端末方式，同期マエストロ方式及び分散制御方式について，定性的な比較を行っている．ここでは，その結果について述べる．

マスタ・スレーブ端末方式では，予め全端末の出力タイミングの基準となるマスタ端末を選ぶ必要がある．そして，メディア転送開始後にはマスタ端末を変更できない．また，スレーブ端末は，常にマスタ端末の出力タイミングに自端末の出力タイミングを合わせるのみであるため，スレーブ端末で MU の到着遅れが発生したとしても，それを基準とすべき出力タイミングに反映させることができない．このため，マスタ・スレーブ端末方式は，制御の柔軟性に欠ける．

同期マエストロ方式は，基準とすべき出力タイミングを，同期マエストロに集められた制御情報から決定する．このとき，同期マエストロは，制御情報として得られた各端末の出力タイミングから，自由に基準とすべき出力タイミングを決定することが可能である．したがって，マスタ・スレーブ端末方式に比べて，制御の柔軟性は高いといえる．しかし，同期マエストロ方式は，一旦同期マエストロに制御情報を集めてから，各端末に基準とすべき出力タイミングを送信するため，応答速度の面ではマスタ・スレーブ端末方式に比べて劣ってしまう．

集中制御方式であるマスタ・スレーブ端末方式及び同期マエストロ方式では，それぞれ，マスタ端末及び同期マエストロが何らかの障害により通信不能となった場合には，各メディア出力先端末は，基準とすべき出力タイミングを得られないため，端末間同期を保持できなくなってしまう．

分散制御方式では，それぞれのメディア出力先端末で出力タイミングを決定するため，いくつかの端末が通信不能となった場合でも，他の端末だけで端末間同期を保つことが可能である．ただし，分散制御方式には，制御情報パケットによる通信のオーバーヘッドが集中制御方式に比べて大きいという欠点がある．

## 1.7 誤り制御

ネットワークを伝送中のパケットは、種々の原因で誤ったり、失われたり、重複したり、受信される順番が狂ったりする。信頼性の高い通信を行うためには、受信端末でこれらの伝送誤りを検出し、回復するための手段を提供しなければならない。誤り制御は一般的に CPU 時間を消費するため、伝送路の品質や誤りの頻度、下位層での誤り制御方式（下位の層で十分な誤り制御を行っているときは上位ではあまり神経質な誤り制御は必要がない）などを考慮して効率の良い制御方式を考えなければならない。

パケットの誤りや欠落を回復する制御の基本的なものとして ARQ ( Automatic Repeat request ) と FEC ( Forward Error Correction ) がある [33]。これらの性質を以下に述べる。

- ARQ ( 自動再送要求 )

ARQ では、欠落したパケットを再送により回復する。ARQ に基づく誤り回復は次の三つの部分から構成される。

- 欠落したデータの検出  
受信端末において、欠落は、順序乱れあるいはタイムアウトによって検出できる。また、送信端末では、タイムアウトにより欠落を検出できる。
- 送達確認方式  
受信端末は、パケットが正しく到着したことを示す肯定応答 ( ACK: ACKnowledgment ) もしくは正しく受信されなかったため再送を要求する情報 ( NACK: Negative ACK ) を送信端末に送り返す。
- 再送パケットの送信方法  
再送パケットの送信方法としては、Go-Back-N 方式と Selective-Repeat 方式がよく知られている。Go-Back-N 方式では、欠落が発生したパケットから順に以降のパケットを送信する。Selective-Repeat 方式では、欠落したパケットのみを再送する。これらは、受信端末での実装の簡易さと転送効率の面でトレードオフの関係にある。

- FEC ( 前方向誤り訂正 )

FEC の考え方は、1 回の送信で正しくパケットを転送することにある。このため、FEC では、元のデータにパリティと呼ばれる冗長なデータを付加して転送する。パリティは、符号化アルゴリズムにより元データから導かれる。転送されたパケットに誤りが発生した場合には、パリティを用いることで、元のデータを回復することができる。

一般に、ARQ は、FEC に比べて実装が容易である。しかし、連続メディア転送時に ARQ による誤り回復を用いると、ネットワーク遅延揺らぎが増大する。これは、再送トラヒックによりネットワークへ流入するトラヒックが増加するためである。したがって、連続メディア転送に ARQ を適用する場合、メディア同期の問題に相当な注意を払う必要がある。

一方、FEC は、ARQ と異なり、データの再送を待つことなく誤りを回復できるため、連続メディア転送に適していると言える。しかし、FEC では、冗長なデータを余分に転送することになるため、転送時のオーバーヘッドが大きくなる。

## 1.8 トランスポートプロトコル

インターネット上の連続メディア転送では、トランスポートプロトコルとして、TCP や UDP ( User Datagram Protocol ) [34]、RTP/RTCP ( Real-Time Transport Protocol/RTP Control

Protocol) [35] が使われている。これらのプロトコルにはそれぞれ一長一短があり、有効適用領域が異なる。本節では、これらのプロトコルについて説明していく。

### 1.8.1 TCP

TCP は、信頼性のあるコネクション型のトランスポートプロトコルである。このプロトコルは、インターネット上のデータ通信で広く用いられており、もともとマルチメディア通信のために設計されたものではない。そのため、TCP では、誤り制御やウィンドウフロー制御などにより高い信頼性を実現する反面、遅延時間に大きな揺らぎが生じる可能性がある。

TCP の実装には、現在最も広く用いられている Reno 版 [36]、Tahoe 版 [36] の他に、様々なものが提案されている。それらの多くは、Reno 版などの既存の実装を基に、そのスロースタート機構、早期再送、早期回復アルゴリズム [37] などを改良したものである。

これらは主にデータ転送時のスループットの向上を目的としたものである。しかし、連続メディアの転送時にも、このように改良された TCP の実装により性能改善効果が得られることが予想される。ここでは、TCP の実装のいくつかを紹介する。

#### (1) Tahoe

初期の TCP の実装では、ACK による go-back-N 方式の再送制御を用いていた。そして、データの再送を行うのは、再送タイマのタイムアウトが発生したときのみであった。

Tahoe 版の TCP は、そのような初期の実装にいくつかの新しいアルゴリズムを付け加え、洗練させたものである。スロースタート、輻輳回避、早期再送を追加し、ラウンドトリップ時間の見積りアルゴリズムの改良を行っている。

スロースタートは、送受信端末間にルータや遅い回線が存在するときに、中間ルータがバッファを使い切ってしまうことを防ぐために用いられる。早期再送は、送信側で、重複 ACK をある数（一般には 3 とされている）以上受け取った時には、再送タイマのタイムアウトを待つことなく再送を行う制御である。これにより、パケットの欠落に対する処理を早めることができ、スループットが向上する。

#### (2) Reno

Reno 版の TCP では、Tahoe 版で取り入れられた種々のアルゴリズムはそのままに、早期再送に早期回復アルゴリズムを追加している。このアルゴリズムでは、早期再送を行った後にはスロースタートを行わない。これは、重複 ACK を受取った時点では、送受信端末間にはまだデータフローが存在しており、スロースタートにより、急激にパス中のデータ量を減らしたくないためである。

一旦、しきい値（多くの実装では 3 となっている）を越える重複 ACK を受け取ると、送信端末は、一つのパケットを再送し、その輻輳ウィンドウを半分にする。そのとき、Reno 版 TCP では、Tahoe 版 TCP のようにスロースタートに移行せず、その後受信される重複 ACK を後のパケットの送信タイミングの決定に用いる。

Reno 版 TCP では、送信端末が使用できるウィンドウサイズは、 $awin$ （受信端末の広告ウィンドウサイズ）もしくは  $cwnd + ndup$  のどちらか小さい方である。ここで、 $cwnd$  は、送信端末の輻輳ウィンドウサイズである。 $ndup$  は重複 ACK がしきい値を越えるまでは 0 を保つが、それを越えた場合には、重複 ACK の数を示す。このようにして、早期回復の間、送信端末は重

重複 ACK を受け取ることに、その数だけウィンドウサイズを大きくする。また、重複 ACK がしきい値を越えたときには、*ssthresh* (スロースタートのしきい値) を輻輳ウィンドウの半分にする。その後、送信ウィンドウに空きがあれば、新しくパケットを送信して、追加の重複 ACK の受信を待つ。新しいデータの ACK を受け取る (これを回復 ACK という) と、送信端末は、*ndup* を 0 にして輻輳ウィンドウを *ssthresh* のサイズに変更した後、早期回復を終了する。

### (3) SACK オプション

一般的な Reno 版 TCP では、一つのデータウィンドウ中から多数のパケットが欠落した場合に、スループットが急激に劣化する。これは、このような場合には、早期再送アルゴリズムが有効に働かず、データの転送を再開するのに再送タイマのタイムアウトを待つ必要があることによる。そのため、Reno 版の輻輳制御アルゴリズムに選択確認応答と選択再送を追加する SACK (Selective ACKnowledgment) オプション [36],[38] が提案されている。SACK を用いることで、受信端末は送信端末に、正しく届いたセグメントを知らせることができる。そのため、送信端末では、欠落したセグメントのみを再送することが可能となる。

SACK オプションを用いた TCP では、送信端末は、どのセグメントを再送すべきかを知ることが可能となるが、いつ、どれだけのセグメントを送るべきかを知ることはいできない。これは、ネットワーク内に存在する未処理データ (ACK が返送されていないデータ) の正確な量を知ることができないからである。そこで、SACK により得られる情報を基にネットワークに流れるデータ量を厳密に見積もることで、輻輳の発生を防ぐ FACK (Forward ACKnowledgment) 輻輳制御アルゴリズム [39] が提案されている。

### 1.8.2 UDP

TCP では、ユーザから送信要求のあったデータを複数のセグメントに分割して送信し、受信端末ではそれらを組み立て直すために種々の制御を行う。しかし、アプリケーションによっては、セグメントに分割することなく一つのセグメントの送信だけで通信が終わってしまうようなものがある。このような通信に、TCP のようなコネクション型の通信プロトコルを用いるのは効率が悪い。そこで信頼性は低い、少ないデータを転送するときの簡易なプロトコルとして UDP が考え出された。

UDP は IP の上の階層に位置し、アプリケーションプロセス間の通信において、コネクションレスの通信サービスを提供する。UDP で転送されるメッセージの 1 単位をユーザデータグラムと呼ぶ。UDP では、コネクションの開設、ユーザデータグラムの順序制御、誤り再送制御、フロー制御など、通信における信頼性を保証するような制御は一切行わない。このため、セグメントの消失、重複、順序の狂いなどが起こるが、これらの正常化、誤り制御はユーザプロセスの責任で行われる。UDP と IP は階層から見ると上下関係にあるが、UDP は IP に強く依存している。

### 1.8.3 RTP/RTCP

RTP は多参加型のマルチメディア会議のために設計されたプロトコルである [35]。マルチキャスト及びユニキャストネットワーク上で、音声、ビデオなどの連続メディアを通信するアプリケーションに適した、エンドツーエンドのトランスポート機能を提供する。RTP は、下位プロトコルを特に限定していないが、主に UDP 上に実装される。

全ての RTP パケットは、そのヘッダにタイムスタンプやシーケンス番号の情報を持つ。アプリケーションは、それを用いることでデータの時間関係を再構成することができる。しかし、RTP 自身は、メディア情報の時間通りの転送を保証する機構及び誤りを回復する機構を何ら提供しない。つまり、RTP は連続メディア転送時の QoS を保証しない。

RTP は、特定のアプリケーションにより要求される情報の配送に順応できるよう設計されている。RTP は、全てのアプリケーションに共通であることが期待される機能を定義したプロトコルの枠組みである。具体的なアプリケーションは、そのアプリケーションに必要なものをこの枠組みに付け加えることにより構築される。

また、RTP を補助するプロトコルとして RTCP が規定されている [35]。RTCP は、マルチメディア会議のそれぞれの参加者が、メディア情報の配送品質などを発信者ならびに各受信者に周知するために使われる。

RTCP には五つのパケットタイプが定義されている。その中に、送信者報告パケット (SR: Sender Report) と受信者報告パケット (RR: Receiver Report) がある。これらのパケットには、パケット損失及び遅延揺らぎに関する情報が含まれている。これらのパケットは、マルチメディア会議の全ての参加者に伝わることから、SR と RR を参照することで、メディア情報送信端末はネットワークの混雑具合を判断することができる。

## 1.9 MANET ルーティングプロトコル

1.1.2 項でも述べたように、無線ネットワークの新たな形態として、無線アドホックネットワーク (MANET) が大変注目されている。そして、ルーティングプロトコルは、アドホックネットワークにおける重要な構成要素の一つである。現在、ユニキャスト通信向けのルーティングプロトコルが、IETF (Internet Engineering Task Force) の MANET (Mobile Ad-hoc Networks) ワーキンググループで標準化されつつある。

一方で、マルチキャスト通信向けのルーティングプロトコルについても、様々な機関において、数多くの研究が行われている [40]。しかし、これらの研究の多くでは、マルチキャスト通信の効率化に重点が置かれており [41]、QoS に関する議論は十分にはなされていない。

以下では、本論文で用いているユニキャストルーティングプロトコルである DSR (Dynamic Source Routing) [42] と、マルチキャストルーティングプロトコルである ODMRP (On-Demand Multicast Routing Protocol) [43] の概要を説明する。

### 1.9.1 DSR

DSR は、送信すべきデータが発生してからルートを探索するリアクティブ型のプロトコルである。このプロトコルでは、各ノードはルーティングテーブルを持たない。送信ノードは、受信ノードまでの全経路を決定し、それをパケットに付与する。中継ノードはパケットに付けられた経路情報を利用してルーティングを行う。

送信端末は、宛先となる受信端末までのルートが分からないデータを送信しようとするときに、ルート探索を開始する。送信端末は、ルートを見つけるために、RREQ (Route Request) メッセージをネットワークにフラッディング送信する。受信端末は、RREQ を受信すると、RREP (Route Reply) メッセージを、RREQ が通ってきたルートを用いて送信端末へ返送する。

また、各ノードは、ルートの情報を記録するためのルートキャッシュを備える。中継ノードは、受信端末までのルートを知っている場合に、RREQ を受信端末に転送することなく、送信端末に RREP を返送することができる。

ルートを構成するリンクが切断された場合、それを検知した中継ノードは、RERR ( Route Error ) メッセージを送信端末に向けて送信する。送信端末は、RERR を受信すると、キャッシュ内の別のルートを使用することを試みる。そのときキャッシュ内に有効なルートが存在しなければ、新しいルートを見つけるために再びルート探索を行う。

### 1.9.2 ODMRP

これまでに、有線ネットワークを対象としたマルチキャスト通信の研究が数多く行われている。そこでは、PIM ( Protocol Independent Multicast ) [44] などのルーティングプロトコルが一般に用いられている。しかし、従来の有線ネットワーク向けのマルチキャストルーティングプロトコルでは、アドホックネットワークにおける無線端末の移動や、それによるネットワークトポロジーの頻繁な変更に対応できない。このため、アドホックネットワークのためのマルチキャストルーティングプロトコルが必要とされる。これには、端末の移動に対応した、グループメンバやパスの維持管理機能が含まれる。

アドホックネットワークにおいてマルチキャストを実現する最も簡単な方法として、すべての端末にパケットを送るフラッディング [40] がある。これは、端末の移動が激しいネットワークにおいて、通信の信頼性を確保するには有効な方法である。しかし、パケットの重複した転送などにより、無駄なオーバーヘッドが生じるという問題がある。アドホックネットワークでは、移動する無線端末の電力に限りがあるため、端末間でやり取りする制御情報等の通信量を少なくすることが望まれる。

そこで、マルチキャストルーティングプロトコルとして、ODMRP が提案されている。ODMRP は、メッシュ型マルチキャストルーティングプロトコルの一つである。これは、データ発生を引き金としてルート探索を開始するリアクティブ型のプロトコルである。

送信端末は、送信すべきデータが発生すると、まず、マルチキャストグループへの参加端末を探索する Join-Query をブロードキャスト送信する。この Join-Query は、データパケットに相乗りする形で送信される。また、Join-Query は、フラッディングにより、ネットワーク内に存在するすべての端末に届けられる。

Join-Query を受信したマルチキャストグループ参加端末は、Join-Reply を隣接する端末にブロードキャスト送信する。その Join-Reply を受信した端末は、Join-Reply に含まれる情報から、自端末がマルチキャストグループの中継端末であるかどうかを判断する。そして、中継端末であると判断した場合、自端末の情報を書き加えた Join-Reply を、隣接する端末に再ブロードキャストする。これを繰り返すことで、Join-Reply が送信端末に返送されるのと同時に、メッシュ状のルートを持つルーティングテーブルが中継端末に設定される。

以降、送信端末は、このようにして作成されたルーティングテーブルを参照し、受信端末へのルートを持つすべての端末 ( これをフォワーディンググループと呼ぶ ) にパケットを転送する。この転送のために、MAC 層ではブロードキャストフレームが用いられる。

ODMRP では、マルチキャストグループへの参加・離脱の際、明示的にメッセージを送信端末に送る必要はない。このプロトコルでは、Join-Query を定期的に変換することで、グループのメンバやルーティングの情報を更新する。

## 1.10 本論文の目的と構成

インターネット環境や情報家電機器の普及などにより、一般家庭において、IP ネットワークが重要なインフラストラクチャの一つになりつつある。このような IP ネットワークで提供さ

れるサービスとして、音声・ビデオストリーミングが期待されており、また、実際に使用されている。しかし、これまで述べてきたように、IP は QoS 非保証型のネットワーク層プロトコルである。このため、ストリーミング配信メディアの QoS を確保するためには、ネットワークを構成する様々な階層における QoS 制御が不可欠となる。

本論文では、IP ネットワークにおける音声・ビデオストリーミングについて、想定しうる通信形態を網羅的に扱う。そして、様々なネットワーク環境において、高品質な音声・ビデオストリーミングを実現するための QoS 制御手法を検討する。

本論文は、ユーザの主観品質（ユーザレベル QoS）の向上を目指して、それと密接に関連したアプリケーションレベル QoS を向上させることを目的としている。そのため、ネットワーク階層モデルにおける上位層からのトップダウン的なアプローチを取る。つまり、本論文では、ネットワーク層よりも上位に存在するトランスポート層ならびにアプリケーション層における QoS 制御に焦点を当てる。一方で、ネットワーク層におけるルーティングプロトコルを、上位層における QoS 制御に利用する手法も検討対象とする。

まず、第 2 章では、蓄積メディアのユニキャストによるストリーミング配信を議論の対象とする。このためのメディア転送方式をいくつか取り上げ、実験により、それらのアプリケーションレベル QoS を評価する。

次に、第 3 章では、第 2 章で得られた成果を踏まえて、ライブメディアのストリーミング配信を考える。ここでは、再送による誤り制御方式である RVTR (Retransmission with Virtual-Time Rendering) を提案する。

更に、第 4 章では、第 3 章で提案した RVTR をマルチキャスト通信環境のために拡張した MRVTR (Multicast based on RVTR) を提案する。

第 4 章までは、個々のメディア受信端末における QoS を確保するための制御技術を検討対象としている。一方で、マルチキャスト通信においては、個々の端末での通信品質に加えて、受信端末間での公平性が重要な QoS パラメータとなる。そこで、第 5 章では、複数端末間のメディア出力の時間関係を調整する端末間同期方式を検討する。中規模イントラネット環境及びインターネット環境を想定した QoS 評価を、シミュレーションにより実施する。

第 6 章では、無線アドホックネットワークを取り上げる。このようなネットワークにおいても、音声・ビデオのマルチキャストストリーミング配信は、重要なアプリケーションの一つである。そこで、第 5 章で扱った端末間同期方式を、アドホックネットワーク環境に適用する。

第 6 章での検討から、アドホックネットワークにおけるマルチキャスト通信では、MAC 層ブロードキャストによる低信頼性が大きな問題となることが分かった。一方、ユニキャスト通信では、通信効率は犠牲になるものの、MAC 層での再送制御により、マルチキャスト通信に比べて通信品質の改善が期待できる。そこで、第 7 章では、ユニキャスト通信を対象として、音声・ビデオの多重化方式がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響を評価する。

第 8 章では、第 7 章の検討を発展させ、音声とビデオを別々のルーティングパスを用いて転送するマルチパスルーティング方式を検討する。マルチパスルーティングを用いて、複数ルートで音声・ビデオを転送すると、メディア出力先におけるそれらの到着の時間関係が大きく乱される可能性がある。そこで、メディア同期制御とマルチパスルーティングとを組み合わせた MPMS (MultiPath streaming scheme with Media Synchronization control) を提案する。

このように、本論文では、イントラネット、インターネット及びアドホックネットワークといったさまざまな形態のネットワークにおける、音声・ビデオのユニキャスト・マルチキャスト転送を高品質化する QoS 制御手法を系統的に検討している。これにより、IP ネットワークにおける音声・ビデオ転送を高品質なものとするための指針を提供することを最終目標とする。



## 第2章 蓄積メディアストリーミング技術のQoS比較

### 2.1 まえがき

インターネットでは、メディア出力先において、ビデオ情報全体のダウンロードを待たずに再生可能とするストリーミング技術による蓄積ビデオ転送プログラムが開発され、広く利用されている [25]。そして、ストリーミング技術のためのプロトコルとして RTSP ( Real Time Streaming Protocol ) [45] が標準化されている。しかし、このプロトコルは、配送要求の処理や特殊再生への対応などの配送制御を行うためのものであり、メディア転送時に用いられる転送方式については規定していない。このため、各プログラムが用いている転送方式はそれぞれ独自のものとなっている。そこで、本章では、インターネットに代表される QoS 非保証ネットワーク上で、代表的な蓄積メディア転送方式のアプリケーションレベル QoS を評価し、各々の特徴と相互の関係を明らかにする。

蓄積メディアの転送方式に関する従来の研究としては次のようなものがある。MPEG などの符号化方式では、可変長符号や双方向予測符号化などを用いるため、ビデオ情報の発生ビットレートがバースト的に変動する。そこで、ネットワークを介してそのようなビデオ情報を転送する際、ビットレートの変動を平滑化して転送することで、サーバやネットワークの資源管理を簡単化する手法について検討されている [46]–[49]。文献 [46] では、可変ビットレートのビデオ情報を一定レートで転送するために必要となる、送信ビットレートと出力開始待ち時間との基本的な関係を明らかにしている。更に、転送に要する期間を複数の一定長の区間に分け、その区間ごとに適切な送信レートを設定する方式を提案している。文献 [47]、[48] では、受信バッファサイズが固定された場合に対する転送レート制御アルゴリズムを提案している。これらのアルゴリズムでは、転送レートの変更回数及びその変動を最小化する。また、文献 [49] では、このような帯域平滑化アルゴリズムについて、いくつかの性能測定基準による比較を行っている。

上記のすべての研究では、対象となるメディアはビデオのみである上、メディアの時間的構造はほとんど考慮されていない。更に、これらのアルゴリズムは、QoS が保証されるネットワークでの使用を前提としている。このため、大きな遅延揺らぎやパケット欠落などによる性能劣化はほとんど考慮されていない。そこで、本章では、QoS 非保証ネットワーク上で、蓄積された音声及びビデオを同時に転送し出力する場合に、アプリケーションレベル QoS の一つであるメディア同期品質を評価することによって、適切な転送方式を明らかにする。

インターネット上のビデオ転送では、転送効率や遅延の面から UDP を用いるのが一般的とされる。しかし、企業内 LAN 等では、外部からの不正アクセスを防ぐためにファイアウォールが設置されている。この場合、UDP を用いたビデオ転送はできない。しかし、WWW へのアクセスのために HTTP ( Hyper Text Transfer Protocol ) による転送は可能である場合が多い。このため、TCP 上のプロトコルである HTTP を用いてビデオ転送を行うプログラムもある。

また、UDP では、通信の信頼性を保証する機構を何ら提供しないため、転送時にデータの欠落が発生する。特に MPEG ビデオでは、一つのフレームの欠落が複数のフレームの出力に影響

響することから、メディアの出力品質が著しく低下する。このため、欠落から回復するための機構が必要とされる。その一つとして、リアルタイム性を考慮したアプリケーションレベルでの再送制御が考えられる。

しかし、注意すべきは、TCP や再送制御を備えた UDP による転送では、再送トラヒックによりネットワーク遅延の揺らぎが更に増大することである。このことは、メディア同期品質を劣化させる。したがって、これらによる転送時には、メディア同期の問題に相当な注意を払うべきである。しかし、これまでに、再送制御や TCP の実装の違いがメディア同期品質に及ぼす影響については明らかにされていない。

以上の考察に基づき、本章では、まず、インターネット上で実際に使用されているストリーミング技術におけるメディア転送方式を分類整理する。すなわち、これらのメディア転送方式を3種類(タイムスタンプ方式、ファイル転送方式、切り替え方式)に分類する。そして、実験により、それらの転送方式について、転送効率とメディア同期品質の定量的な比較を行う。このとき、TCP の SACK オプション及び UDP におけるアプリケーションレベルでの再送制御機能が性能に及ぼす影響についても調査する。

以下では、2.2 節で三つのメディア転送方式について概説する。次に、2.3 節で再送制御方式について述べる。そして、2.4 節で実験環境について説明し、2.5 節で実験結果と考察を示す。

## 2.2 メディア転送方式

本章では、デジタルネットワークを介して、一つのメディア送信元から一つのメディア出力先に、蓄積されている MPEG ビデオと音声を転送する場合を想定する。音声とビデオは別個のトランスポートストリームとして転送される。また、個々のビデオフレームをビデオ MU と定義し、音声 MU は一定長の音声データから構成されるものとする<sup>1</sup>。

インターネット上では、ストリーミング技術を取り入れたビデオ転送プログラムが多く使用されている。そのうち、一般的によく用いられている五つのプログラム( RealPlayer[50], VDO Live[51], NetShow[52], StreamWorks[53], Vivo Active[54] )におけるトランスポートプロトコル、バッファリング時間、転送方式等を比較した。この結果を表 2.1 に示す。

表 2.1 から、まず、多くのプログラムにおいて、再生開始時に数秒間のバッファリングを行っていることが分かる。トランスポートプロトコルとしては、UDP が広く用いられており、アプリケーションレベルでの再送制御機能を備えるものもある。一方で、TCP もいくつかのプログラムで採用されている。転送方式は、タイムスタンプに従いデータを転送する方式、ファイルとして転送する方式、ネットワーク状況に応じて適応制御する方式の3種類に分類することができる。そこで、本論文では、これら3種類の方式を扱うこととし、それぞれ、タイムスタンプ方式( timestamp scheme ), ファイル転送方式( file transfer scheme ), 切り替え方式( switching scheme )と呼ぶ。

タイムスタンプ方式では、メディア送信元は、タイムスタンプに従いビデオ及び音声 MU を転送する[55]。本章では、この方式のトランスポートプロトコルとして TCP または UDP を用いる。この方式では、バッファリング時間が小さい場合には、ネットワーク遅延の揺らぎを吸収できなくなるため、メディアの出力品質が劣化する。一方、転送に必要なネットワーク資源を少なくできる。

ファイル転送方式では、ビデオ、音声を二つのファイルとして転送する。そして、各メディアの出力は、ファイルのダウンロードの完了を待つことなく開始される。本論文では、この方

---

<sup>1</sup>したがって、本章では、MU は周期的に発生するものとする。

表 2.1: ストリーミング技術を用いたビデオ配送システム

項目	Real Player ( Real Net- works )	VDO Live ( VDO net )	NetShow ( Microsoft )	StreamWorks ( Xing Tech- nology )	Vivo Active ( Vivo Soft- ware )
トランスポート プロトコル	TCP 又は UDP . ネット ワーク状況に 応じ再生中に 切り替えが行 われる	UDP	TCP 又は UDP . 再生中 の切り替えは 行われない	UDP	TCP( HTTP )
デフォルトの バッファリング 時間	6 秒	7.5 秒	3 秒	バッファリング は行われない	不明
転送方式	タイムスタン プに従う間隔 で転送	ネットワーク 状況に応じて 変化	タイムスタン プに従う間隔 で転送	周期的なデー タ転送	ファイルとし て転送
その他の特徴	アプリケーシ ョンレベルの 再送機能を持 つ( UDP によ る転送時 )	ネットワーク 状況に応じて 画像サイズや 圧縮率を動的 に変化させる	アプリケーシ ョンレベルの 再送機能を持 つ( UDP によ る転送時 )		専用サーバを 必要としない

式に，トランスポートプロトコルとして TCP を用いる．TCP を用いることで，受信バッファに空きがあるときには，一度に複数の MU を転送することができる．このため，ネットワーク遅延の揺らぎをバッファリングにより吸収し，メディアの出力品質を向上させることができる．しかし，一度に多くのデータを転送しようとするため，高負荷時にはデータの欠落，再送が発生しやすい．欠落が生じた場合には，TCP のスロースタート機構により，送信されるデータ量が低く抑えられる．このため，MU の到着が遅れ，メディアの出力品質が劣化する．

切り替え方式は，図 2.1 に示すように，ネットワークの負荷状況に応じてファイル転送方式とタイムスタンプ方式とを切り替える方式である．すなわち，ネットワークが軽負荷であるときには，ファイル転送方式により転送することで，多くの MU をバッファリングする．一方，ネットワークが輻輳しているときには，タイムスタンプ方式による転送を行うことで，それを回避する．本章では，トランスポートプロトコルとして TCP を採用し，転送開始時にタイムスタンプ方式を用いる切り替え方式を扱う<sup>2</sup>．

本章における切り替え方式の実装では，メディア出力先において，ビデオ MU の受信間隔の変動係数及び音声 MU のそれが，ともにしきい値  $T_{ht}$  を下回ったときに，タイムスタンプ方式からファイル転送方式へ切り替える．このとき，ネットワーク状況の判断に受信間隔の変動係数を用いる理由は次の通りである．軽負荷時にタイムスタンプ方式では，タイムスタンプに従うほぼ周期的な間隔で MU が到着する．そのため，受信間隔の変動係数は小さな値となる．したがって，これをネットワークが軽負荷であると推定するのに使用できる．本章における切り替え方式の実装では，連続する  $n$  個の MU の受信時刻から求めた変動係数を用いる．

また，ファイル転送方式からタイムスタンプ方式への切り替えは，メディア出力先において，いずれかのメディアの連続した MU の受信間隔がしきい値  $T_{hf}$  を越えたときに行う<sup>3</sup>．ネット

<sup>2</sup>転送開始時にファイル転送方式を用いる切り替え方式についても実験を行った．しかし，その性能は転送開始時にタイムスタンプ方式を用いる方式に比べて劣っていた．これは，転送開始時に用いるファイル転送方式が性能に大きく影響するためである．したがって，本章ではこの方式を扱わない．

<sup>3</sup>頻繁な切り替えを抑制するため，二度目以降の切り替えはしきい値  $T_{hf}$  を二度上回ったときに行うものとする．

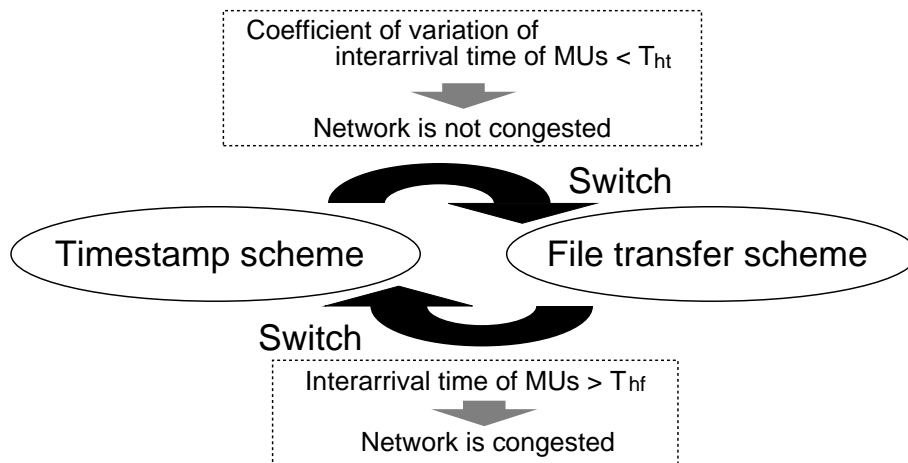


図 2.1: 切り替え方式

ワークの混雑時には、MU を短い間隔で送信できなくなるため、MU 間隔が大きくなる。このため、一つの受信間隔の値から混雑を検出可能である。このような単一の値による判断は十分でない可能性があるが、この判断は安全側であるといえる。

メディア出力先では、転送方式に関わらず、VTR メディア同期アルゴリズムによるメディア同期制御を行う。VTR アルゴリズムでは、MU をある程度バッファリングしてから出力を開始する。各メディアの出力開始時刻は、ネットワーク遅延の最大値の見積り値  $\Delta_{\max}$  と各メディアの最初の MU の到着時刻により決定される。従って、 $\Delta_{\max}$  の値を変えることにより、MU の受信から出力までの時間（バッファリング時間）を変更することができる。

## 2.3 再送制御方式

本章では、UDP を用いたタイムスタンプ方式にアプリケーションレベルでの再送制御を適用する<sup>4</sup>。

メディア出力先は、メディア情報の欠落を検出した場合に、メディア送信元に対して欠落した情報の再送を要求する。本章では、この欠落検出と、再送要求が適用される送信単位の違いによる二つの方式を考える。それらを、MU 単位再送方式 (retransmission in units of MU) とスライス単位再送方式 (retransmission in units of slice) と呼ぶ。前者は欠落検出と再送要求を MU を単位として行う。本章で用いる MPEG ビデオでは、ピクチャの種類により MU サイズが大きく異なる。情報量の大きな I ピクチャは、他のピクチャに比べサイズが大きく、欠落する確率が高い。大きな MU の欠落時には、再送される情報量も大きくなるため、更なる欠落を招く可能性がある。一方、後者では、MPEG の各ビデオフレームは複数のスライスから構成されていることを利用する。つまり、ビデオ MU を、スライスを分割点とした複数のパケットに分割して転送する<sup>5</sup>。本章では、一つの MU 当りのスライス数を 10 とし、MU サイズ及びピクチャタイプから図 2.2 に示すように分割する<sup>6</sup>。そして、欠落検出と再送要求をこのパケットを単位として行う。これにより、再送トラフィックを減らすことができるため、ネットワーク

<sup>4</sup>これは、他の転送方式に比べて再送制御の実装が容易なためである。

<sup>5</sup>なお、音声については MU を単位として転送する。これは、音声 MU はビデオ MU に比べて十分に小さいためである。

<sup>6</sup>ここで、ピクチャヘッダは 1 番目のスライスとともに転送される。

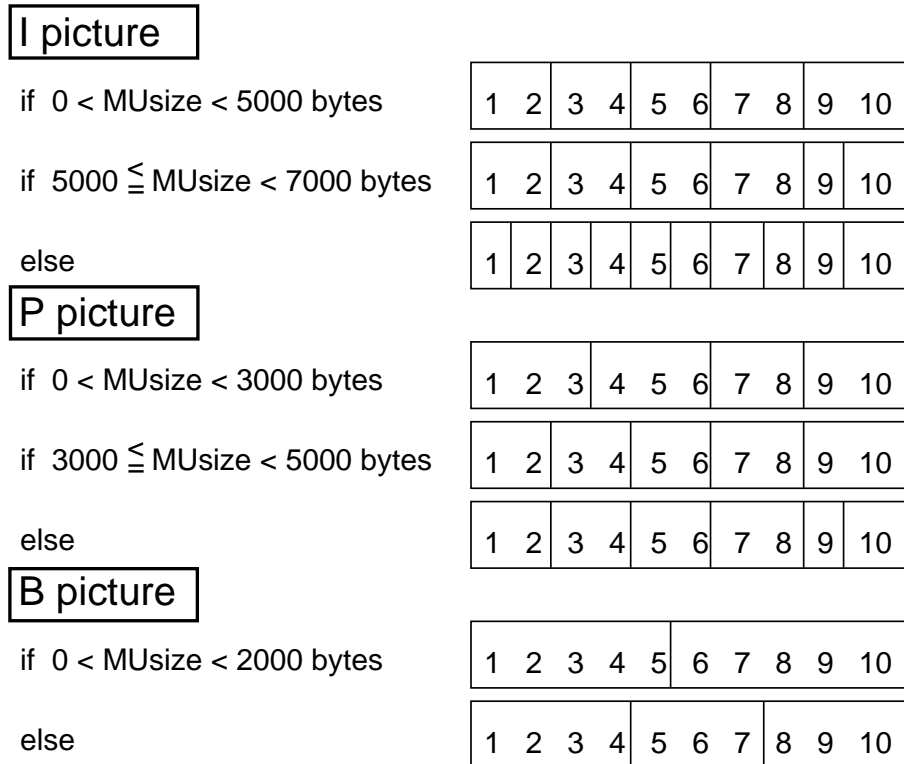


図 2.2: スライス単位再送方式における MU の分割

資源を有効に利用できる．しかし，メディア出力先での順序制御が複雑になる．

どちらの方式とも，メディア出力先は，これから出力すべき MU が到着していない場合，メディア同期制御により決定される目標出力時刻 [27] まで（これを最大待ち時刻とする）その到着を待つ．そして，最大待ち時刻までに到着しなかった場合には，タイムアウトと判定し，その MU の出力をスキップする．

次に，MU 単位再送方式における具体的な欠落検出と再送要求の手順について述べる．本章では，各端末のクロックとして，グローバルクロックを想定している．これは，効率的に再送を行うためである．なお，スライス単位再送方式では，転送単位は異なるものの，それ以外は MU 単位再送方式と同様の手順を用いる．

### 2.3.1 メディア出力先での制御

メディア出力先では，受信した MU を一旦バッファに格納する．このバッファは，新しく送信された MU（これを新送 MU と呼ぶ）のための待ち行列と，再送された MU のための待ち行列から構成される．メディア出力先は，MU を受信すると，どちらかの待ち行列にそれを格納する．また，それが新送 MU である場合にはシーケンス番号を記憶する．

再送要求の手順は，新送 MU と再送された MU とで異なる．まず，新送 MU に対する手順を述べ，次に再送 MU に対する処理を示す．

新送 MU の待ち行列に入った最新の MU のシーケンス番号を  $m$ ，その直前に受信した新送 MU のシーケンス番号を  $k$  ( $m > k$ ) とする．ここで， $m \neq k + 1$  であったときに， $k + 1$  番目から  $m - 1$  番目の MU が欠落したと判断する． $m$  番目の MU を受信する直前に出力された MU

のシーケンス番号を  $h$  ( $h \leq k$ ) ,  $m$  番目の MU のメディア送信元での送信時刻<sup>7</sup>を  $P_m$  とする . また ,  $h$  番目の MU のタイムスタンプを  $T_h$  ,  $h$  番目の MU の目標出力時刻を  $t_h$  とする . ただし ,  $T_h$  は ,  $T_1$  が最初の MU の送信時刻となるように計算し直されているものとする . このとき , メディア出力先は , 欠落した MU のシーケンス番号 ( $k+1$  から  $m-1$ ) , すでに出力された最新の MU の目標出力時刻とタイムスタンプとの差  $t_h - T_h$  , 及び  $P_m$  を情報として含む再送要求パケットをメディア送信元に送信する .

また , メディア出力先では , 再送要求を行う度にその送信順を記録する . 再送 MU が到着したときに , 再送 MU の到着順と再送要求の順序とを比較し , 不一致が生じた場合には , 再度 , 到着していない MU の再送を要求する . この再送要求は , 新送 MU についての場合と同様の形式で行う . なお , 再送 MU を受信する直前に出力された MU のシーケンス番号よりも前の MU に対しては再送要求を行わない .

### 2.3.2 メディア送信元での制御

メディア送信元は , メディア出力先からの再送要求を受け取ると , 蓄積ファイルから再送を要求された MU を読み出す .

ここで , メディア出力先への再送 MU の到着が , 明らかにその出力に間に合わない場合には再送を行うべきではない . これは , 再送 MU が新しく送信される MU に対する干渉トラヒックとなってしまうためである . このため , メディア送信元では , 再送要求に含まれる情報を用いて , 再送 MU の目標出力時刻を推定する . そして , 再送 MU の到着が目標出力時刻に間に合うと予想される場合にのみ再送を行う .

前節で用いた  $k+1$  番目の MU を再送する場合を考える . この MU の目標出力時刻の推定値は  $T_{k+1} + (t_h - T_h)$  で与えられる . また ,  $P_m$  と現在時刻  $C_{time}$  から , 2 端末間のラウンドトリップ時間  $RTT$  は ,  $RTT = C_{time} - P_m$  と計算される . これらから , メディア送信元は , 再送要求された MU の目標出力時刻までにその到着が間に合うかどうかの推定を行う . つまり ,

$$T_{k+1} + (t_h - T_h) > C_{time} + \frac{RTT}{2} \quad (2.1)$$

を満足する場合にのみ MU の再送を行う .

## 2.4 実験環境

蓄積メディア転送方式の違いや , SACK オプション , 再送制御が転送効率やメディア同期品質に及ぼす影響を明らかにするため , 音声とビデオを転送し , 同期出力する実験を行った .

### 2.4.1 実験システム

近年のネットワークの多様化の傾向を考慮して , 本章では , 図 2.3 に示すような実験システムを構築した . これは , イーサネットと無線 LAN の 2 種類の LAN をシリアル回線により相互接続したものである . LAN 環境においては , 配線の複雑さの解消のために無線 LAN が普及してきており , 幹線ネットワークには有線 , 支線ネットワークには無線を使用する形態が増えてきている . そこで , 本章では , MAC ( Media Access Control ) によるアクセス制御機能を持つ

<sup>7</sup>これはメディア送信元で MU に付与される .

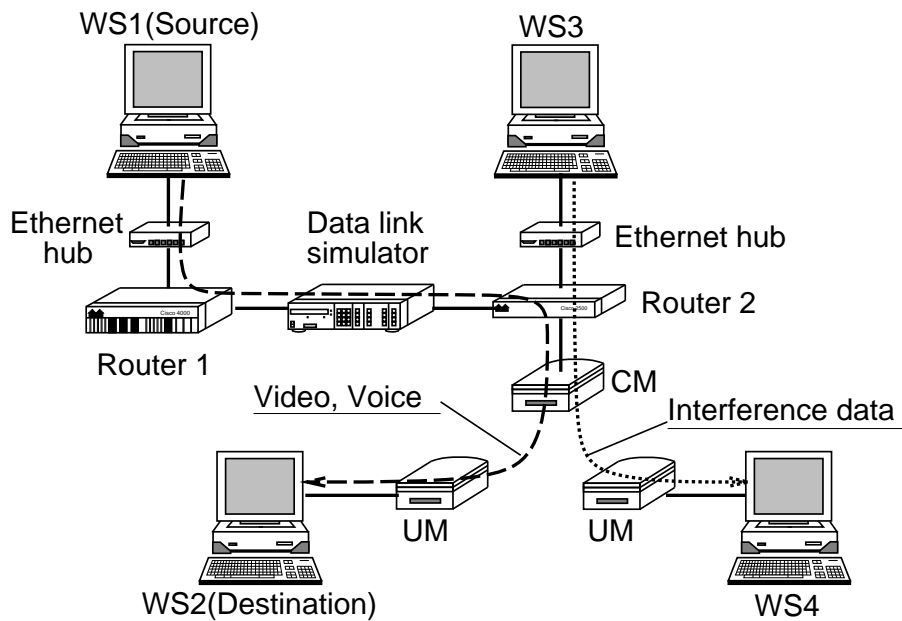


図 2.3: 実験システム

ネットワークの一例として無線 LAN を使用する．これにより，伝送遅延の揺らぎの大きなネットワーク環境としている．

無線 LAN としては Motorola の ALTAIR J[56] を用いる．ALTAIR は，一つのコントロールモジュール（CM）と，複数のユーザモジュール（UM）とからなり，CM を基地局として通信を行う．CM と UM 間の送受信は同じ周波数で行われ，15 Mbps の伝送容量を TDD（Time Division Duplex）で使用する．無線 MAC プロトコルとしては，スロット付きアロハ予約チャネルを用いた予約プロトコルが採用されている．最大スループットは約 5.7 Mbps である．

実験には 4 台のワークステーション（以下，WS と略す）を使用する．WS1，WS2 は Sun Ultra30（CPU クロック周波数 296 MHz，メインメモリ容量 512 Mbyte）であり，WS3，WS4 は Sun Ultra2（CPU クロック周波数 200 MHz，メインメモリ容量 128 Mbyte）である．WS3 は Solaris2.5.1 で動作しており，その他の WS は Solaris2.6 で動作している．

WS1 はイーサネットハブ（10Base-T）を介してルータ 1（Cisco 4700-M）に接続されている．ルータ 1，2 間は，データリンクシミュレータ（ADTECH SX/12）を介して，V.35 規格のシリアル回線により接続されている．このシリアル回線の伝送速度は 4 Mbps である．WAN 環境を模擬的に実現するため，データリンクシミュレータを用いて一定の伝搬遅延を発生させる．ルータ 2（Cisco 2514）は，二つのイーサネットポートを持つ．一方のポートに ALTAIR 無線 LAN の CM を接続し，他方のポートにはイーサネットハブ（10Base-T）を介して WS3 を接続している．また，ALTAIR 無線 LAN の 2 台の UM にそれぞれ WS2 と WS4 を接続している．

メディア送信元の WS1 に蓄積されている MPEG ビデオと音声を，前述した転送方式のいずれかを用いて，メディア出力先の WS2 へ転送する．これらのメディアの仕様を表 2.2 に示す．ビデオの各 MU は長さが可変であり，音声 MU は 1000 バイトの固定長としている．また，MPEG ビデオの符号化パターンは IBBPBBPBBPBBPBB とし，一つのピクチャフレーム当たりのスライス数は 10 とする．

メディア出力先の WS2 では，ビデオと音声をメディア同期制御の後に出力する．実験では，

表 2.2: 音声とビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	MPEG1 符号化 圧縮方式
表示サイズ (ピクセル)	—	320 × 240
平均 MU サイズ (バイト)	1000	2553
平均 MU レート (MU/s)	8.0	15.0
平均 MU 間隔 (ms)	125.0	66.7
平均ビットレート (kbps)	64.0	306.6
記録時間 (秒)	299.9	

音声をマスタメディア、ビデオをスレーブメディアとする。メディア同期制御のしきい値やパラメータ値には、 $\Delta_{\max}$  を除き、文献 [55] と同一の値を用いる。なお、同期はずれからの回復には急激な回復 [55] を採用する。

切り替え方式において、しきい値  $T_{hf}$ 、 $T_{ht}$  及び  $n$  は、それぞれ 750 ms、0.1、20 MU に設定する。これらのしきい値は予備実験の結果に基づき設定された。 $T_{hf}$  については、まず、ファイル転送方式における MU の受信間隔の時間変動を測定した。そして、それを参考に 3 種類のしきい値 (500 ms、750 ms、1000 ms) を選び、予備実験を行った。その結果、 $T_{hf} = 1000$  ms では切り替えの反応が遅く、 $T_{hf} = 500$  ms では切り替えが頻繁に発生する傾向があった。これらを考慮して、 $T_{hf} = 750$  ms と設定した。また、 $T_{ht}$ 、 $n$  についても同様に、初めにタイムスタンプ方式における MU の受信間隔の変動係数を測定した。そして、それを参考にして予備実験を行った結果、 $T_{ht} = 0.1$ 、 $n = 20$  MU とした場合に、他の場合と比べて高い品質が得られることが分かった。したがって、本章では、これらのしきい値を設定した。

実験では、TCP の実装として、Reno 版とそれに SACK オプションを適用したものの 2 種類を扱う。これらは、Solaris2.6 向けの実験パッチに含まれるものである [57]。また、ストリーム当たりの送信ソケットバッファサイズは 20000 バイトとし、受信ソケットバッファサイズは 51200 バイトとする。また、メディア出力先には、ソケットバッファの他に受信バッファを設ける。この大きさは、TCP による転送時には 300 キロバイトとする。一方、UDP による転送時には、簡単のためバッファサイズの制限は設けていない<sup>8</sup>。

ビデオ・音声の干渉トラヒックとして、WS3、WS4 間で負荷データの転送を行う。この送信には UDP を用い、固定長 (1472 バイト) のメッセージを指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることにより、負荷の量を調節する。

#### 2.4.2 QoS パラメータ

メディア転送方式の QoS 評価は、転送効率とメディア同期品質の観点から行う必要がある。

転送効率の評価には、平均 MU レートと総出力時間を用いる。平均 MU レートは、メディア出力先端末で単位時間 (秒) 当りに出力される MU 数の平均のことである。また、総出力時間はメディア出力先でビデオ・音声の出力に要した時間である。これは、ネットワーク遅延の影響や目標出力時刻の変更によって、必ずしも記録時間とは一致しない。

メディア同期品質の評価には、出力間隔の変動係数及びメディア間同期の平均二乗誤差を用いる。出力間隔の変動係数は、出力間隔の標準偏差を平均値で割ったものと定義される。この

<sup>8</sup>UDP による転送時にはタイムスタンプ方式を用いることから、極端にバッファが大きくなることはないことに注意されたい。



値が小さいほど出力が滑らかであり、メディア内同期の品質が高いといえる。

メディア間同期の平均二乗誤差は、スレーブメディア MU の出力時刻と、これに対応するマスタメディア MU の出力時刻との差から、それぞれのタイムスタンプの差を引いた値の二乗を平均したものである<sup>9</sup>。文献 [58] の結果から、この値が  $6400 (= 80^2) \text{ ms}^2$  以下のとき、メディア間同期の品質は高いといえ、この値が  $25600 (= 160^2) \text{ ms}^2$  を越えると同期はずれであるといえる。

更に、各実験において、必要に応じて主観評価も行った。

## 2.5 実験結果と考察

本節では、まず、TCP を用いた場合の実験結果を示す。これにより、メディア転送方式及び SACK が QoS に及ぼす影響について考察する。次に、TCP を用いる転送方式と UDP に再送制御を適用した転送方式との比較実験の結果を示し、これらの間の定量的な関係を考察する。

### 2.5.1 TCP を用いる転送方式間の QoS 比較

ここでは、トランスポートプロトコルとして TCP を用い、転送方式間の定量的な関係及び SACK の有効性を明らかにする。そのために、SACK の有無とメディア転送方式との組み合わせから次の 6 種類の方式を考え、それらの間で QoS 比較を行う。

- SACK なしタイムスタンプ方式  
( timestamp scheme )
- SACK ありタイムスタンプ方式  
( timestamp scheme with SACK )
- SACK なしファイル転送方式  
( file transfer scheme )
- SACK ありファイル転送方式  
( file transfer scheme with SACK )
- SACK なし切り替え方式  
( switching scheme )
- SACK あり切り替え方式  
( switching scheme with SACK )

また、ネットワーク遅延の大きさが QoS に及ぼす影響を調べるために、データリンクシミュレータにより付加する遅延を 10 ms 及び 50 ms とした場合の結果を示す。なお、本項における実験では、 $\Delta_{\max}$  を 100 ms としている。これは、各転送方式間の差がより明確となるように設定された値である。

---

<sup>9</sup> 欠落やスキップにより、スレーブメディアの MU もしくは対応するマスタメディアのそれが出力されなかった場合、その MU の組は二乗誤差の計算から除外する。

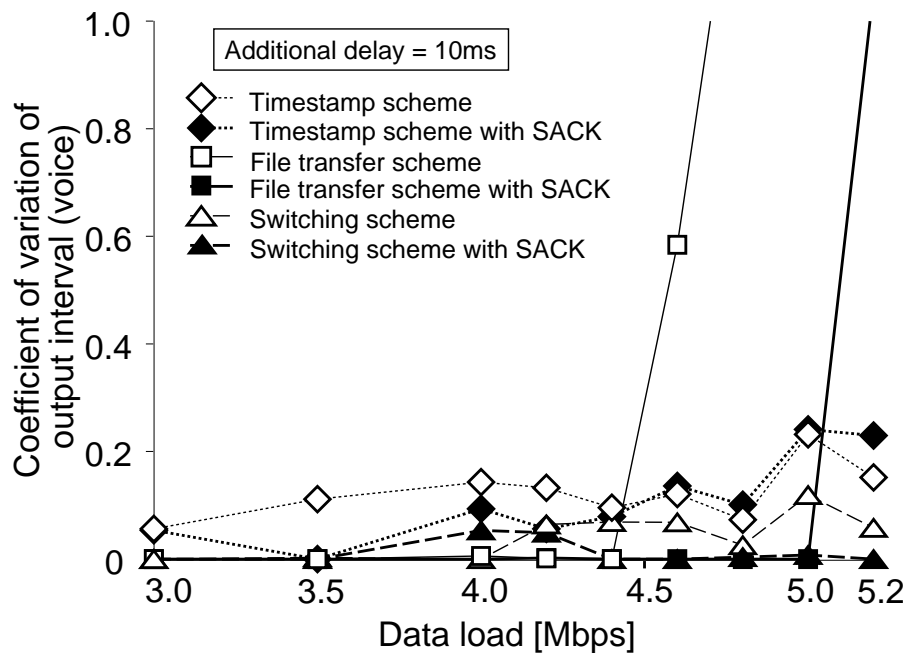


図 2.4: 音声出力間隔の変動係数 ( TCP )

#### (1) 付加遅延を 10 ms とした場合

平均負荷に対する音声、ビデオの出力間隔の変動係数をそれぞれ図 2.4，図 2.5 に示し，メディア間同期平均二乗誤差を図 2.6 に示す．また，平均負荷に対するビデオの総出力時間を図 2.7 に示す．ただし，平均負荷とは，送信された負荷データの総ビット数を送信にかかった時間で割ったものである．

図 2.4 では，平均負荷が約 4.4 Mbps を越えると，SACK なしファイル転送方式の出力間隔の変動係数が急激に大きくなり始めている．平均負荷が 5.0 Mbps 程度以上になると，SACK ありファイル転送方式についても同様である．また，図 2.5 から，平均負荷が約 4.4 Mbps から 5.0 Mbps 程度までの範囲において，SACK なしファイル転送方式のビデオの出力間隔の変動係数が他方式のそれに比べて大きくなっていることが分かる．これらの理由は次の通りである．ファイル転送方式では，TCP のスロースタート機構の影響から転送開始直後に大きなポーズが発生する．一方，他の 2 方式では，転送開始時にタイムスタンプ方式を用いる．この方式では，スロースタート機構の影響を受けにくいいため，ファイル転送方式に比べて転送開始直後のメディアの出力品質が優れる．

更に，図 2.4，図 2.5 より，今回調べたすべての負荷の範囲で，SACK なしタイムスタンプ方式の音声及びビデオの変動係数は，SACK なし切り替え方式のそれらに比べて大きいといえる．これは，軽負荷時に切り替え方式では，タイムスタンプ方式に比べてより多くのデータをバッファに溜めることができるからである．

また，図 2.5 からは，SACK ありの三つの転送方式の変動係数が，SACK なしのそれぞれの方式における変動係数に比べて小さくなっていることが分かる．中でも，ほとんどの負荷の範囲において，SACK あり切り替え方式の変動係数が，他方式のそれと同等あるいは最も小さくなっている．このことから，ビデオの出力品質は，SACK あり切り替え方式が最も優れているといえる．

一方，図 2.4 を見ると，特にタイムスタンプ方式では，SACK の有無による音声の変動係数

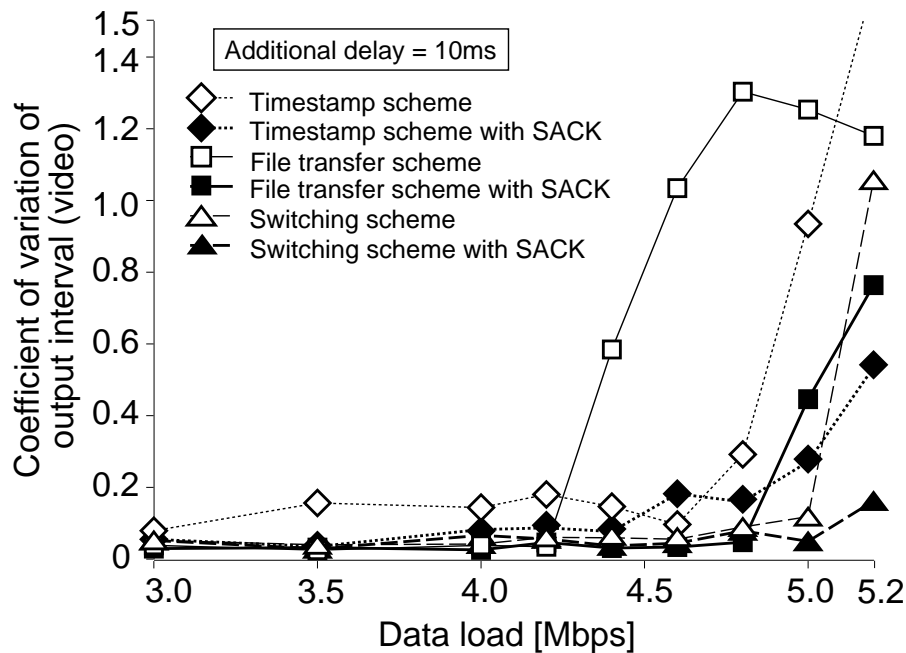


図 2.5: ビデオ出力間隔の変動係数 ( TCP )

の差がほとんどないことが分かる．これは，音声はビデオに比べて情報量が少ないため，音声では，ビデオに比べてデータ欠落が少ないことによる．SACK の有無による差はデータ欠落時の処理にあることから，データ欠落の少ないタイムスタンプ方式の音声では SACK の効果が小さくなる．

図 2.6 から，平均負荷が約 4.8 Mbps 以上の領域で，SACK なし切り替え方式のメディア間同期平均二乗誤差が，他の SACK なしの方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる．これは変動係数の場合と同様の理由による．更に，平均負荷が 4.4 Mbps 程度から 5.0 Mbps あたりまでの領域で，SACK の有無によるメディア間同期平均二乗誤差の差は，タイムスタンプ方式よりもファイル転送方式の方が大きい．このことから，SACK はファイル転送方式による転送時に，より効果的であるといえる．

図 2.7 から，平均負荷が 4.6 Mbps 程度を越えると，SACK なしファイル転送方式のビデオの総出力時間が，メディアの記録時間である 300 秒よりも大きくなり始めることが分かる．また，本章では示していないが，音声の総出力時間についても，いずれの方式ともビデオのそれとほぼ同等であった．これらは，ネットワークの輻輳による MU の到着の遅れ及びそれに伴う VTR アルゴリズムによる目標出力時刻の変更のためである．

実験時に，SACK なし切り替え方式では，負荷が約 3.5 Mbps を下回る領域において，転送開始から 5 秒程度でファイル転送方式に切り替わり，ファイル転送方式のまま転送を終了していた．一方，負荷が 4.0 Mbps 程度以上となると，負荷が大きくなるにつれて，最初のファイル転送方式への切り替えの発生が遅くなった．また，転送途中には数回の切り替えが発生するようになった．この切り替えの回数は，負荷の増加とともに増えたが，4.6 Mbps 程度を越える負荷では，負荷の増加とともに切り替え回数は減少していった．これは，タイムスタンプ方式からファイル転送方式への切り替えが発生しにくくなるためである．また，高負荷時に，SACK あり切り替え方式では，SACK なし切り替え方式に比べて最初の切り替えが早い時間に行われる傾向があった．

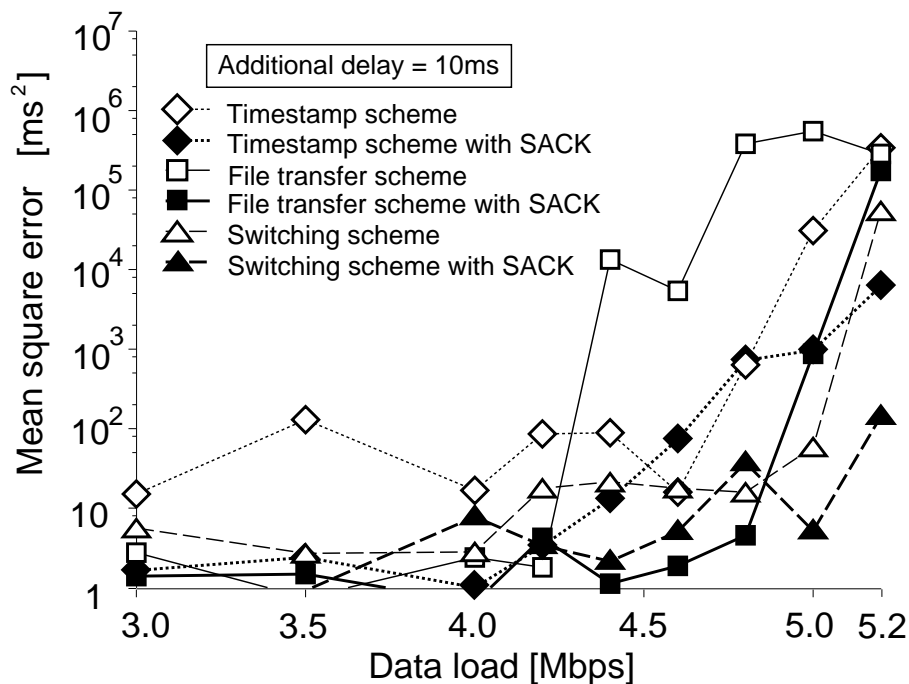


図 2.6: メディア間同期平均二乗誤差 ( TCP )

主観評価において，SACK なしファイル転送方式では，高負荷時に出力開始直後のメディアの出力品質が大きく低下していた．一方，他の方式においては，平均負荷が 5.0 Mbps 程度までの領域では，出力開始直後のメディアの出力品質は大きくは劣化していなかった．

## (2) 付加遅延を 50 ms とした場合

この場合における，平均負荷に対するビデオの出力間隔の変動係数を図 2.8 に示し，メディア間同期平均二乗誤差を図 2.9 に示す．

図 2.5 と図 2.8 を比べると，平均負荷が 5.0 Mbps 程度以上の領域では，すべての転送方式で，データリンクシミュレータの遅延を 50 ms とした場合のビデオの出力間隔の変動係数が，データリンクシミュレータの遅延を 10 ms とした場合のそれに比べて大きくなっていることが分かる．そして，その傾向は，特に SACK なしの方式に顕著である．また，図 2.8 からは，遅延を 50 ms とした場合においても，SACK あり切り替え方式のビデオの変動係数が，他方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる．このことから，遅延の大きな環境においても，SACK あり切り替え方式はビデオの出力品質の向上に効果的であるといえる．

図 2.9 では，SACK ありファイル転送方式と SACK あり切り替え方式のメディア間同期平均二乗誤差が，平均負荷が約 5.0 Mbps 以下の範囲で  $6400 \text{ ms}^2$  を下回っている．このため，これらの方式のメディア間同期品質は高いといえる．一方，SACK なしファイル転送方式や SACK なしタイムスタンプ方式では，平均負荷が 4.6 Mbps 程度で，メディア間同期平均二乗誤差が同期はずれを意味する  $25600 \text{ ms}^2$  あたりの値となっており，メディア間同期品質が低いといえる．

主観評価においても，高負荷時に，SACK を用いない方式では，データリンクシミュレータでの遅延を 10 ms とした場合に比べてメディアの出力品質が低く感じられた．特にタイムスタンプ方式ではその劣化が顕著であった．一方，SACK あり切り替え方式や SACK ありファイル転送方式では，データリンクシミュレータでの遅延を 10 ms とした場合と遜色のない品質を

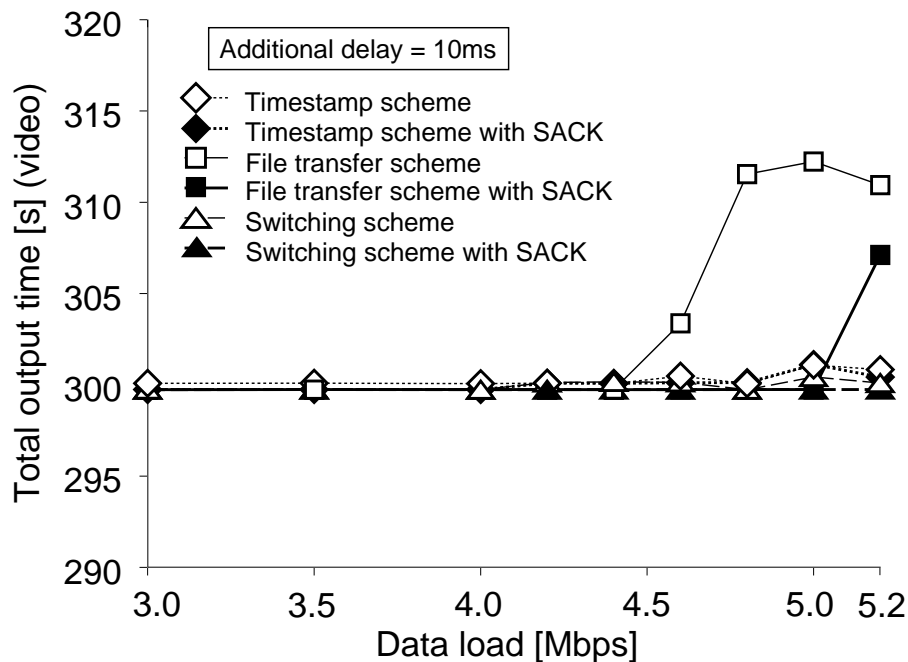


図 2.7: ビデオ総出力時間 ( TCP )

保っていた。

なお、切り替え方式の振舞いについては、データリンクシミュレータの遅延を 10 ms とした場合と同様の傾向となっていた。これは、本章で用いている切り替え方式の実装では、ネットワーク状況の判断に MU の受信間隔もしくはその変動係数を使用しているため、データリンクシミュレータによる遅延が直接的には影響しないからである。

## 2.5.2 UDP に再送制御を適用した方式の QoS 評価

本項では、UDP を用いたタイムスタンプ方式に再送制御を適用した二つの方式の QoS について考察する。比較対象として、前節において高性能であることが示された切り替え方式を扱う。切り替え方式については、SACK ありの場合となしの場合の二つの実験結果を示す。

前項の結果から、TCP を用いた転送方式の性能は、付加遅延が大きくなるほど劣化することが分かった。また、再送制御を有効に動作させるには、再送要求パケット及び再送パケットの転送にかかる時間を許容するのに十分な大きさのバッファリング時間が必要である。したがって、これらの性質を考慮して、本項の実験結果では、データリンクシミュレータによる付加遅延の値を 100 ms とし、 $\Delta_{\max}=1000$  ms としている。これらは、混雑したインターネット上での使用を想定した値である。

図 2.10 に、平均負荷に対するビデオの出力間隔の変動係数を示す。図 2.11 は、平均負荷に対するメディア間同期平均二乗誤差を表している。また、平均負荷に対するビデオの平均 MU レートを図 2.12 に示し、ビデオの総出力時間を図 2.13 に示す。

図 2.10 から、平均負荷が約 4.8 Mbps を越える領域では、スライス単位再送方式のビデオの出力間隔の変動係数が、MU 単位再送方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる。これは、より小さな処理の単位で再送を行うことにより、不必要な再送が抑えられ、MU の欠落を少なくできるためである。しかし、この図において、平均負荷が 4.9 Mbps 程度までの範囲

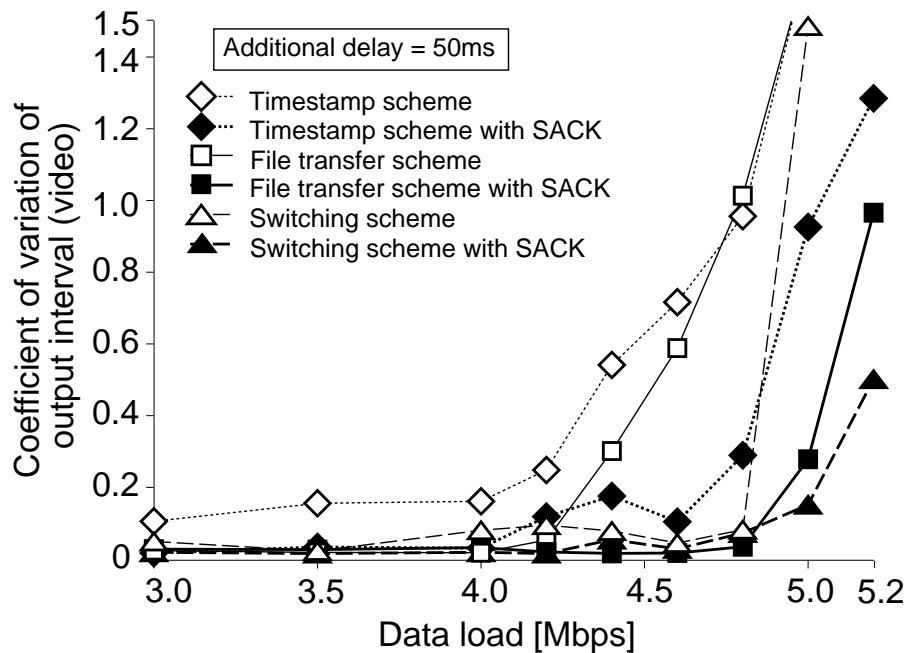


図 2.8: ビデオ出力間隔の変動係数 ( TCP : 付加遅延 50 ms )

では，UDP を用いる 2 方式のビデオの変動係数は，SACK あり切り替え方式のそれと同等もしくはそれより大きい値をとっている．これは，SACK あり切り替え方式では，SACK により TCP の再送タイムアウトによるスロースタートの発生を抑え，高い転送品質を得られるからである．

図 2.11 から，今回調べたすべての負荷の範囲で，UDP を用いる 2 方式のメディア間同期平均二乗誤差はいずれも  $6400 \text{ ms}^2$  を下回っていることが分かる．このことから，再送制御を適用した UDP による転送では，メディア間同期品質を常に高く保つことができるといえる．

図 2.12 では，平均負荷が約 5.0 Mbps 以上になると，SACK を用いた場合でも，切り替え方式のビデオの平均 MU レートは，UDP を用いた二つの方式のそれに比べて低くなっている．これは，このような高負荷状況下では，SACK を用いたとしても再送タイマのタイムアウトを避けられなくなるためである．一方，UDP を用いた 2 方式では，データの欠落は発生するが，再送制御によりその多くを救うことができるため，TCP を用いた転送に比べて平均 MU レートが高くなる．

図 2.13 から，今回調べたすべての負荷の範囲で，UDP を用いる 2 方式のビデオの総出力時間は，メディアの記録時間である 300 秒程度の値となっていることが分かる．これは，本章で用いた再送制御の実装では，目標出力時刻までに到着しなかった MU の出力をスキップするためである．一方，TCP を用いる方式では，目標出力時刻を越えて MU の到着を待つことから，負荷が高くなるにつれて総出力時間が大きくなる．なお，音声の総出力時間については，いずれの方式とも，今回調べたすべての負荷の範囲でメディアの記録時間にほぼ一致していた．これは，音声の情報量はビデオに比べて小さいことと，バッファリング時間が大きいためである．

主観的には，高負荷時に，スライス単位再送方式は，他の 3 方式に比べてビデオの出力が滑らかであった．また，高負荷時に，SACK なし切り替え方式では，それ以外の方式に比べてビデオの出力がぎこちなく，音声とビデオとの出力のずれが気になった．しかし，SACK あり切

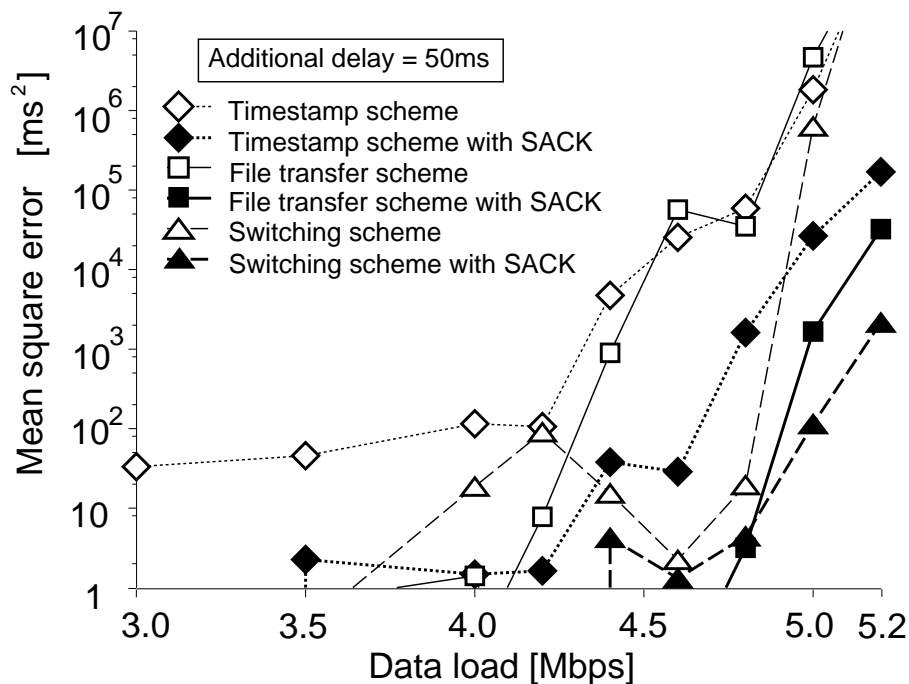


図 2.9: メディア間同期平均二乗誤差 ( TCP : 付加遅延 50 ms )

り替え方式では、平均負荷が 4.9 Mbps 程度までは、出力のポーズがほとんど発生せず、低負荷時と同等の出力品質であった。

## 2.6 むすび

本章では、まず、ストリーミング技術で用いられているメディア転送方式を、タイムスタンプ方式、ファイル転送方式、切り替え方式の 3 種類に分類した。そして、これら三つの転送方式が転送効率やメディア同期品質に及ぼす影響を実験により調査した。

まず、トランスポートプロトコルとして TCP を使用し、SACK の有無とメディア転送方式により分類される 6 種類の方式について QoS 比較を行った。その結果、SACK を適用した TCP による切り替え方式の QoS が他方式に比べて優れていることが分かった。また、ネットワーク遅延の大きな環境においても、この方式の QoS は他方式に比べて優れていた。

次に、TCP を用いた切り替え方式と、UDP を用いたタイムスタンプ方式に再送制御を適用した方式との比較を行った。その結果、負荷の非常に高い状況では、再送制御を適用した UDP を用いて転送するのが得策であることが分かった。また、再送制御をより小さな処理単位で行うことにより、ビデオの出力品質を向上させられることも分かった。

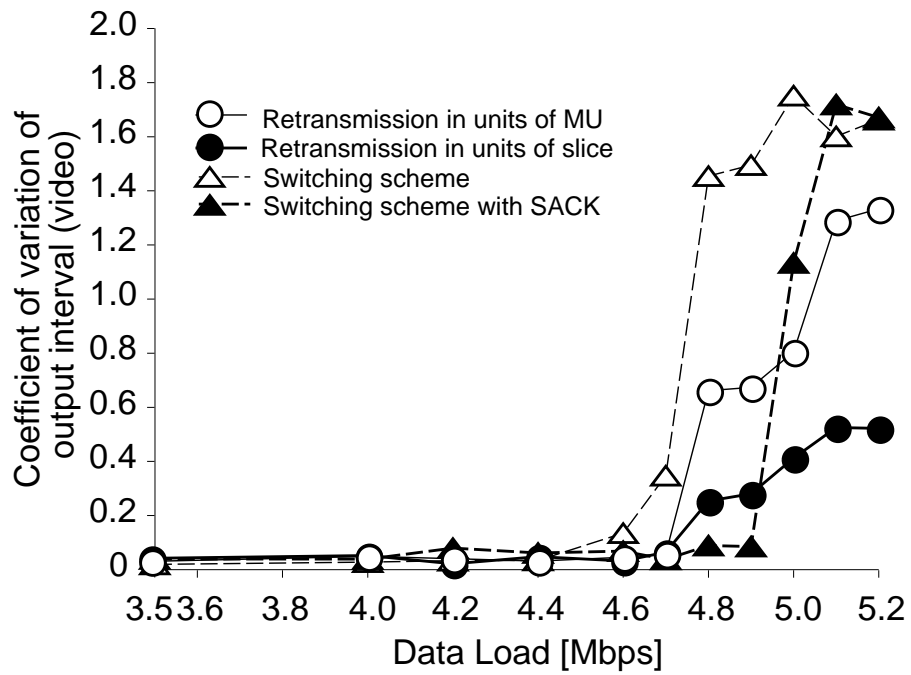


図 2.10: ビデオ出力間隔の変動係数 ( TCP と再送付き UDP )

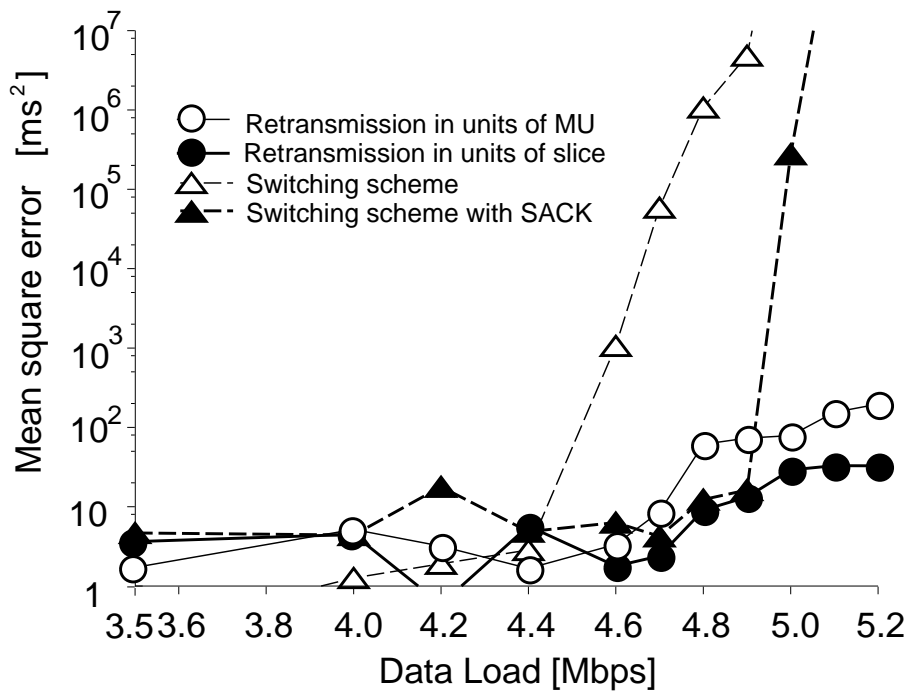


図 2.11: メディア間同期平均二乗誤差 ( TCP と再送付き UDP )



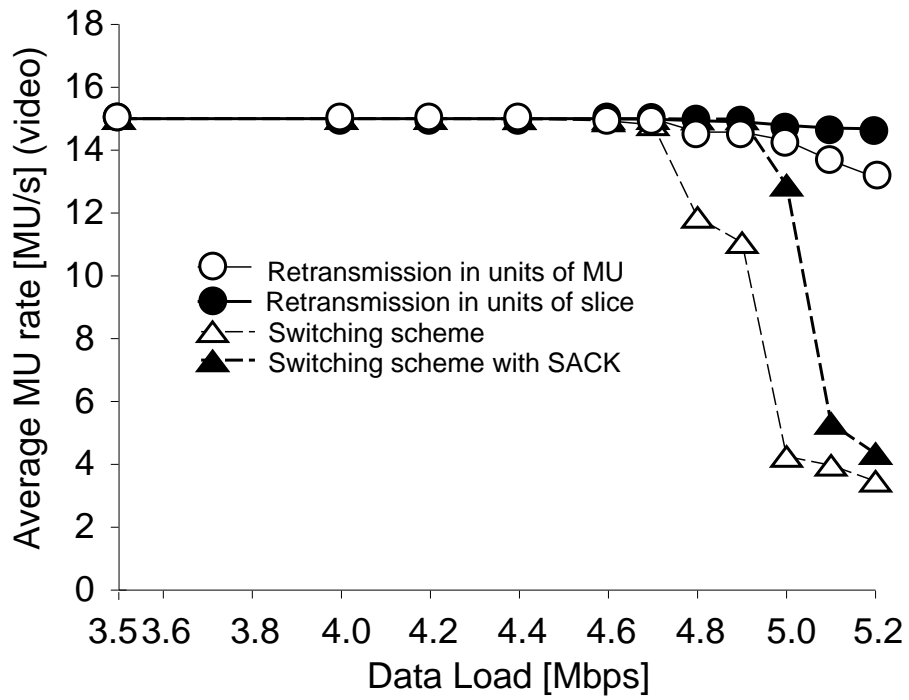


図 2.12: ビデオ平均 MU レート ( TCP と再送付き UDP )

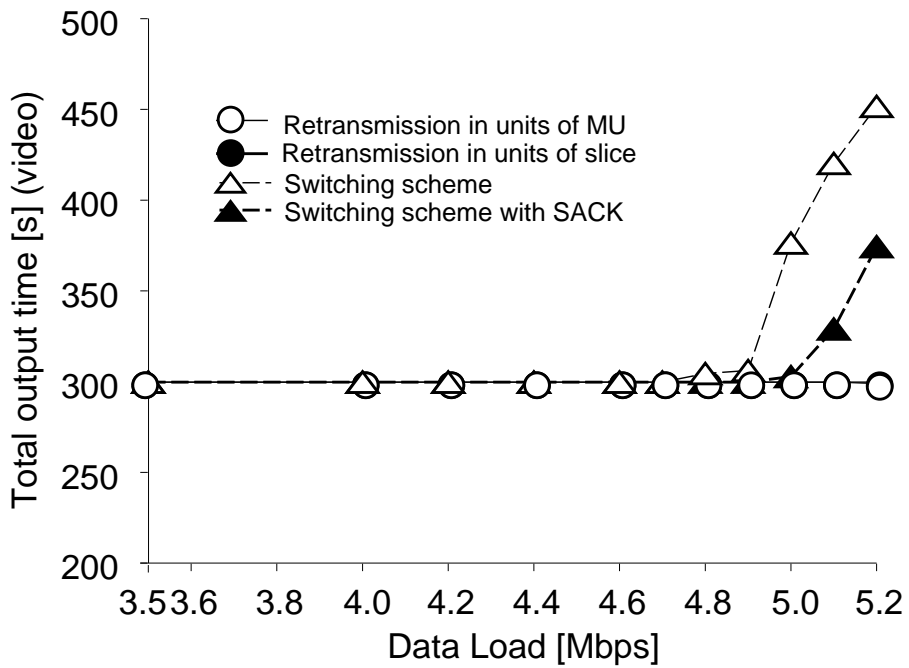


図 2.13: ビデオ総出力時間 ( TCP と再送付き UDP )

## 第3章 連続メディア再送制御方式RVTR

### 3.1 まえがき

前章では、蓄積メディアの転送方式について、メディア同期の観点から QoS 比較を行った。その結果、ネットワークの輻輳時にアプリケーションレベルでの再送制御は有効であることが明らかとなった。

一方で、マルチメディア通信アプリケーションにおいては、ライブメディアは蓄積メディアとともに重要な構成要素である。これまで、ライブ音声、ビデオ転送においては、再送制御による誤り回復は適さないとされていた。これは、欠落したパケットが、その出力すべき時刻までに回復できないと考えられるためである。しかし、最近では、ライブメディアにおける再送制御の有効性が示され、この種のプロトコルがいくつか開発されている [33]。

文献 [59] では、ATM ネットワーク上での誤り隠蔽と再送を用いた MPEG ビデオ転送を扱っている。この文献では、受信端末におけるバッファリング時間及びネットワークのラウンドトリップ遅延がビデオの PSNR (Peak Signal-to-Noise Ratio) に及ぼす影響を調べている。しかし、ビデオのメディア内同期品質については評価されていない。文献 [60] では、パケット化された音声ストリームのための解析的再送モデルを開発し、有音区間における継続再生確率を導出している。文献 [61] では、マルチキャスト通信におけるリアルタイムメディア再送方式について検討されている。そこでは、再送の時間制限により欠落とされたパケットの確率やパケットを正しく届けるのに必要とした時間の平均値などを評価している。しかし、一つのメディアのみを仮定しており、また、その種類を定義していない。このため、メディア同期品質については考慮されていない。文献 [62] では、インターネット上での MPEG ビデオのマルチキャスト方式 LVMR (Layered Video Multicast with Retransmission) を提案している。この方式は、再生時間とビデオの受け付けレートを動的に調節する再送制御を用いている。Mbone を介した実験により、有効再送率を尺度として提案方式の有効性を示している。有効再送率は、再生時刻までに再送が成功したパケットが、すべての欠落パケットに占める割合を表すものである。しかし、再構成されたビデオストリームの時間構造的な品質は評価していない。文献 [63] では、蓄積ビデオ情報を回復するために、ATM ネットワーク上のシグナリングプロトコルである SSCOP (Service Specific Connection Oriented Protocol) に基づく再送によるビデオ転送プロトコルを提案している。この文献では、プロトコルの性能を、到着遅れにより出力できなかった PDU (Protocol Data Unit) の数により測定している。この実験では、実際のビデオ情報を用いず、代わりに模擬的なデータを送っている。

このように、連続メディアに対する再送制御による誤り回復については多くの研究がなされている。しかし、メディア同期の観点から体系的に研究を行っているものはない。そこで、本章では、インターネットのような QoS 非保証ネットワークを対象とし、音声、ビデオ転送のための再送制御による有効な誤り回復方式を提案する。この方式は、文献 [27] の VTR アルゴリズムを利用したものであり、RVTR (Retransmission with Virtual-Time Rendering) と呼ぶ。RVTR を含む五つの方式について、メディア同期品質を定量的に比較することで、RVTR の有効性を明らかにする。

本章の構成は次の通りである．まず，3.2 節で RVTR の原理を説明する．次に，3.3 節で実験環境を示し，3.4 節で実験結果と考察を示す．

## 3.2 RVTR の原理

RVTR は，文献 [27]，[28] の VTR メディア同期アルゴリズムに対する拡張とトランスポートレイヤでの再送制御機構からなる．

本章では，QoS 非保証ネットワーク上で，一つのメディア発生源から一つのメディア出力先へ音声とビデオを転送する場合を想定する．音声とビデオは別個のトランスポートストリームとして転送される．個々のビデオフレームをビデオ MU と定義し，音声 MU は一定長の音声データから構成されるものとする．

RVTR では，各端末のクロックとしてグローバルクロックを想定する．これは，効果的な再送を行うためである．また，音声をマスタメディア（メディア 1），ビデオをスレーブメディア（メディア 2）とする<sup>1</sup>．それぞれのメディアに対してメディア内同期制御を行った後に，スレーブメディアでのみメディア間同期制御を行う．なお，メディア間同期については，文献 [55] と同様であるため，そちらを参照されたい．

RVTR では，トランスポートプロトコルとして RTP/UDP を採用する．1.5 節の図 1.3 に記してあるメディア同期モデルにおいて，再送制御機能はトランスポートレイヤに実装される．

VTR アルゴリズムでは，ネットワーク状況に応じて MU を出力すべき時刻（目標出力時刻）を動的に調節する．文献 [27] では，同期はずれからの回復のために MU のスキップを行う．しかし，RVTR では，パケット欠落が頻繁に発生する状況でのスループットを向上させるために，その種のスキップは行わない．

以下では，3.2.1 節で，拡張 VTR アルゴリズムについて詳説する．そして，再送制御方式を 3.2.2 節に述べる．

### 3.2.1 拡張 VTR アルゴリズム

メディア  $j$  ( $j = 1, 2$ ) における  $n$  番目の MU のメディア発生源での発生時刻を示すタイムスタンプを  $T_n^{(j)}$ ， $n$  番目の MU と  $n+1$  番目のそれとのタイムスタンプの差を  $\sigma_{n,n+1}^{(j)} (= T_{n+1}^{(j)} - T_n^{(j)})$  と定義する．

また，メディア  $j$  の  $n$  番目の MU のメディア出力先の TSAP への到着時刻を  $A_n^{(j)}$ ，実際の出力時刻を  $D_n^{(j)}$ ，到着から出力までの出力待ち時間を  $\tau_n^{(j)}$  と定義する．更に，ネットワーク遅延揺らぎの最大値の見積り  $J_{\max}$  を定義する．これは，ネットワーク遅延の最大値  $\Delta_{\max}^{(j)}$  とネットワーク遅延の最小値  $\Delta_{\min}^{(j)}$  から， $J_{\max} \triangleq \max(\Delta_{\max}^{(1)} - \Delta_{\min}^{(1)}, \Delta_{\max}^{(2)} - \Delta_{\min}^{(2)})$  と定義される．

#### (1) 出力開始時刻

メディア出力先は，音声，ビデオ両方のメディアの最初の MU の到着を待つ．そして，音声とビデオで遅く到着した方の MU の到着時刻を表す  $A_1$  を定める．つまり， $A_1 = \max(A_1^{(1)}, A_1^{(2)})$  とする．メディア  $j$  の最初の MU の出力時刻  $D_1^{(j)}$  は， $T_1 = \min(T_1^{(1)}, T_1^{(2)})$  と定義して，

$$D_1^{(j)} = A_1 + \tau_1^{(j)} \quad (3.1)$$

$$\tau_1^{(j)} = T_1^{(j)} - T_1 + J_{\max} \quad (3.2)$$

<sup>1</sup>これは，音声はビデオに比べて同期誤差の影響を受けやすいためである．

と決定される．

各々のメディアにおける同期制御のための時間原点は，各メディアストリームの最初の MU により決定される．

## (2) 目標出力時刻

まず，ライブメディアのリアルタイム性を維持するために，最大許容遅延  $\Delta_{al}$  を導入する．そして，理想的な目標出力時刻  $x_n^{(j)}$  を次のように定義する．

$$x_1^{(j)} = \begin{cases} D_1^{(j)}, & \text{if } D_1^{(j)} - T_1^{(j)} \leq \Delta_{al} \\ T_1^{(j)} + \Delta_{al}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.3)$$

$$x_n^{(j)} = x_1^{(j)} + \sigma_{1,n}^{(j)} \quad (n = 2, 3, \dots) \quad (3.4)$$

これは，ネットワーク遅延揺らぎが存在しない場合に MU を出力すべき時刻を表す．ここで， $x_1^{(j)}$  について二つの場合があるのは，最初の MU に大きなネットワーク遅延がかかった場合に，後続の MU の取り込みから出力までの時間（これを MU 遅延とする）が大きくなり，リアルタイム性が失われることを防ぐためである．

もし， $\Delta_{al}$  の設定が適切なものであり，かつ， $J_{max}$  を越えるネットワーク遅延の揺らぎが存在しなければ，すべての  $n$  について  $D_n^{(j)} = x_n^{(j)}$  となる．しかし，QoS 非保証ネットワーク上の通信では，これを越える遅延揺らぎが存在する場合がある．このため，MU を常にその理想的な目標出力時刻に出力できるとは限らない．

このような状況に対処するため，目標出力時刻  $t_n^{(j)}$  を導入する．これは，理想的な目標出力時刻とネットワーク状況に応じて増減する総スライド時間との和から得られる．

まず，総スライド時間  $S_n^{(j)}$  を次のように定義する．

$$S_1^{(j)} = 0, \Delta S_1^{(j)} = 0 \quad (3.5)$$

$$S_n^{(j)} = S_{n-1}^{(j)} + \Delta S_n^{(j)} \quad (n = 1, 2, \dots) \quad (3.6)$$

$\Delta S_n^{(j)}$  は  $n$  番目の MU におけるスライド時間と定義する．目標出力時刻が変更されなければ  $\Delta S_n^{(j)} = 0$  となる．

そして，目標出力時刻  $t_n^{(j)}$  及び  $\Delta S_n^{(j)}$  により変更された後の目標出力時刻  $t_n^{(j)*}$  を次のように計算する．

$$t_1^{(j)} = x_1^{(j)} \quad (3.7)$$

$$t_n^{(j)} = x_n^{(j)} + S_{n-1}^{(j)} \quad (n = 2, 3, \dots) \quad (3.8)$$

$$t_n^{(j)*} = t_n^{(j)} + \Delta S_n^{(j)} \quad (n = 2, 3, \dots) \quad (3.9)$$

本研究では，目標出力時刻の変更はマスタメディアにより行われる．スレーブメディアの目標出力時刻は，マスタメディアに合わせて変更される．

## (3) MU の欠落と再送

メディア  $j$  の  $n$  番目の MU が，TSAP に到着するかもしれないと検出したとする．RVTR における  $A_n^{(j)}$  は，メディア同期制御を行うためにメディア出力先のバッファから MU を取り出した時刻である．

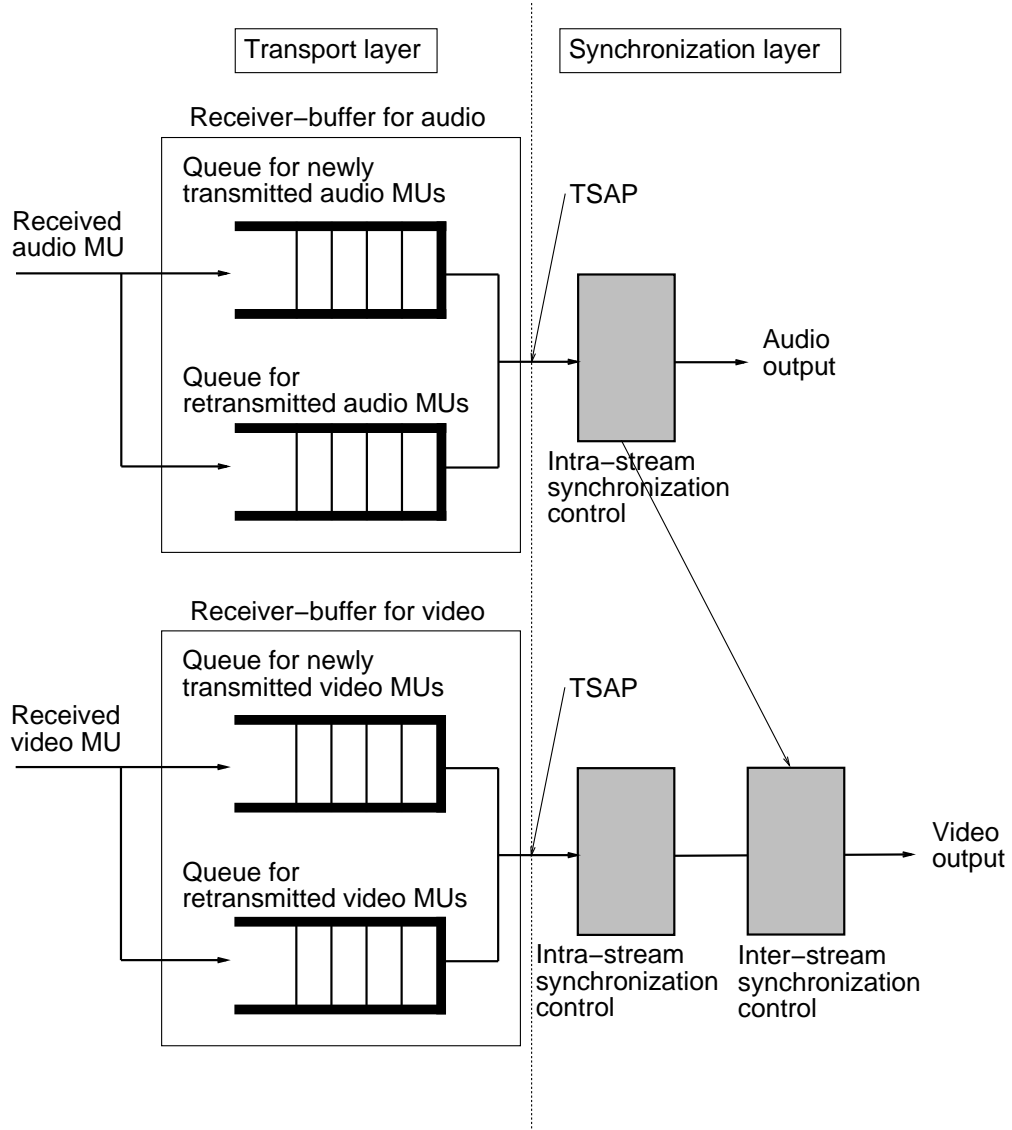


図 3.1: 受信バッファとメディア同期制御

図 3.1 に示すように，受信バッファは，新しく転送された MU のための待ち行列と再送 MU のための待ち行列からなる．受信された MU はどちらかの待ち行列に受信順に格納される．メディアの出力のために，メディア出力先はまず新しく転送された MU の待ち行列を調べ，次に再送 MU の待ち行列を調べる．どちらの待ち行列にも MU がない場合には，MU の到着を最大待ち時刻まで待つ．最大待ち時刻を越えた場合は，MU の欠落を意味する．これを再送タイムアウトとし，この場合には  $A_n^{(j)} = \infty$  とする．

メディア  $j$  の  $n$  番目の MU の最大待ち時刻を  $W_n^{(j)}$  と示す．まず， $n$  番目の MU を出力しようとする直前に出力された MU のシーケンス番号を  $m (m < n)$  とする．また，二つの待ち行列内の MU で最も小さいシーケンス番号を  $k (k > n)$  とする．そして， $k$  番目の MU の目標出力時刻の見積りから  $W_n^{(j)} = t_m^{(j)} + \sigma_{m,k}^{(j)}$  と決定する．メディア出力先が  $n$  番目の MU の到着待ち状態にあるときに， $l$  番目の MU ( $n < l < k$ ) が到着したとする．このとき， $W_n^{(j)}$  は  $W_n^{(j)} = t_m^{(j)} + \sigma_{m,l}^{(j)}$  と変更される．

#### (4) 出力予定時刻

次に，メディア間同期制御において出力時刻  $D_n^{(j)}$  を決定するのに用いられる出力予定時刻  $d_n^{(j)}$  を考える． $d_n^{(j)}$  を決定するために，メディア出力先は，TSAP への到着時刻  $A_n^{(j)}$  と目標出力時刻  $t_n^{(j)}$  を比較する．これは，急激な回復 [55] の考え方に基づいている．

$$d_n^{(j)} = \begin{cases} t_n^{(j)*}, & \text{if } A_n^{(j)} \leq t_n^{(j)} \\ A_n^{(j)}, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.10)$$

前者の場合は，マスタメディアは目標出力時刻を早めることができる（つまり， $\Delta S_n^{(1)} < 0$ ）．一方，後者では目標出力時刻を遅らせる（つまり， $\Delta S_n^{(1)} > 0$ ）．まず，目標出力時刻を遅らせる場合について述べ，次に早める場合について述べる．

##### (a) 目標出力時刻の伸長

目標出力時刻を遅らせる場合は二つある．一つは MU が遅れて到着する場合（つまり， $A_n^{(1)} < t_n^{(1)}$ ），もう一つは，MU が欠落した場合（つまり， $A_n^{(1)} = \infty$ ）である．どちらの場合もネットワークの輻輳により発生する．したがって，目標出力時刻を遅らせて再送制御のための時間を作り出す．

前者の場合には， $d_n^{(1)} - t_n^{(1)} > T_{h2}^{(1)}$  となる場合に， $\Delta S_n^{(1)} = d_n^{(1)} - t_n^{(1)}$  とする．

後者の場合には，目標出力時刻を定数  $r$  ( $r \geq 0$ ) だけ遅らせる．ただし，ライブメディアにおいて，大きな MU 遅延はメディアのリアルタイム性を損なうため，再送タイムアウトによる目標出力時刻の増加は最大許容遅延  $\Delta_{al}$  を越えない範囲で行われるものとする．したがって， $\Delta S_n^{(1)} = \max(\min(r, T_m^{(1)} - t_m^{(1)} + \Delta_{al}), 0)$  とする．

##### (b) 目標出力時刻の短縮

$A_n^{(j)} \leq t_n^{(j)}$  のときには，目標出力時刻を早めて MU 遅延を減らすことができる．しかし，欠落が多く発生している状況で MU 遅延を減少させると，再送 MU がその最大待ち時間までに到着する可能性が低くなり，メディアの出力品質が劣化する．したがって，本研究における実装では，直前の欠落から  $T_{noloss}$  の間欠落が発生しないか，または， $t_n^{(1)} - T_n^{(1)} > \Delta_{al}$  となる場合に， $d_n^{(1)} = \max(t_n^{(1)} - r, x_n^{(1)})$  とする．そして， $\Delta S_n^{(1)} = -\min(r, S_{n-1}^{(1)})$  とする．これにより， $\Delta S_n^{(1)}$  だけ目標出力時刻が早められる．

### 3.2.2 再送制御方式

RVTR では，時間制限を設けた再送制御を行う．RVTR では，3.2.1 項で導入した最大待ち時刻までに再送 MU の到着が間に合うと予想される場合に再送を行う．なお，メディア出力先における再送要求は，2.3.1 項とほぼ同様にして行われる．以下にそれぞれの端末における制御を示す．

#### (1) メディア出力先における制御

メディア出力先では，受信した MU を一旦バッファに格納する．最近受信した新送 MU のシーケンス番号を  $m$ ，その直前に受信した新送 MU のシーケンス番号を  $k$  ( $m > k$ ) とする．こ

ここで、 $m \neq k+1$ であったときに、 $k+1$ 番目から  $m-1$  番目までの MU が欠落したと判断する。  $m$  番目の MU を受信する直前に出力された MU のシーケンス番号を  $h$  ( $h \leq k$ )、 $m$  番目の MU のメディア発生源での送信時刻を  $P_m^{(j)}$  とする。このときメディア出力先は、欠落している MU のシーケンス番号 ( $k+1$  から  $m-1$ )、最近出力された MU についての  $t_h^{(j)} - T_h^{(j)}$ 、及び  $P_m^{(j)}$  を情報として持つ再送要求パケットをメディア発生源に送信する。これらは、メディア発生源で最大待ち時刻を推定するのに用いる。

また、メディア出力先では、再送要求を行う度にその送信順を記録する。再送 MU が到着したときに、再送 MU の到着順と再送要求の順序とを比較し、不一致が生じた場合に、再度、到着していない MU の再送を要求する。このときの再送要求は、新送 MU についてのものと同様の形式で行う。なお、再送 MU を受信する直前に出力された MU のシーケンス番号よりも前の MU に対しては再送要求を行わない。

### メディア発生源における制御

メディア発生源は、送信済みの MU をその送信から  $c$  秒間<sup>2</sup>バッファに保持する。そして、メディア出力先からの再送要求を受け取ると、バッファ中から再送を要求された MU を探索する。

ここで、メディア出力先への再送 MU の到着が、明らかにその MU の最大待ち時刻を越える場合には再送を行うべきではない。これは、再送 MU がメディア情報の干渉トラヒックとなってしまうためである。しかし、メディア発生源は、メディア出力先にどの MU が到達しているかを正確に得られないため、実際の最大待ち時刻を計算することはできない。このため、メディア発生源は、再送を要求された MU の次の MU の目標出力時刻の推定値までにその到着が間に合うかどうかを判定する。 $n$  番目の MU ( $k+1 \leq n \leq m-1$ ) を再送する場合を考える。このとき、 $n+1$  番目の MU の目標出力時刻の推定値は  $T_{n+1}^{(j)} + (t_h^{(j)} - T_h^{(j)})$  で与えられる。 $C_{time}$  を現在時刻と定義すると、2 端末間のラウンドトリップ時間 (RTT) の最小値  $R_{min}$  は、 $R_{min} \leftarrow \min(C_{time} - P_m^{(j)}, R_{min})$  と定義される。この値は、再送要求を受け付けるごとに更新される。これらの値から、メディア発生源は、再送 MU の次の MU の目標出力時刻までに、メディア出力先に再送 MU が到着可能と推定される場合に MU を再送する。つまり、

$$T_{n+1}^{(j)} + (t_h^{(j)} - T_h^{(j)}) > C_{time} + \frac{R_{min}}{2} \quad (3.11)$$

である場合に限り MU の再送を行う。

## 3.3 実験環境

本章において提案した RVTR の有効性を確認するために、簡単な実験環境を用いて、ライブビデオ及び音声の転送実験を行った。

### 3.3.1 システム構成

本章では、図 3.2 に示す実験環境を用いて実験を行った。実験システムは 2 台のルータ (Cisco 4700-M または Cisco 2514) とデータリンクシミュレータ (ADTECH SX/12) を含む。ルータ間はシリアル回線 (V.35) により接続されている。このシリアル回線の伝送速度は 4 Mbps としている。ルータ 1 には一つのイーサネットハブ (10Base-T) が接続され、ルータ 2 には二つのイーサネットハブ (10Base-T) が接続されている。

<sup>2</sup>実験では、これを 3 秒間としている。

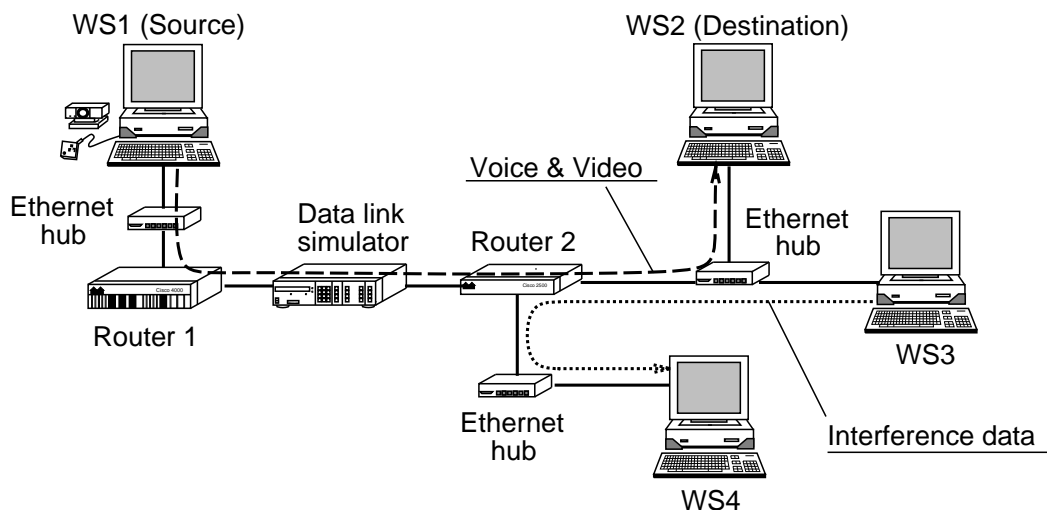


図 3.2: 実験環境

実験には 4 台のワークステーション（以下、WS と略す）を使用する。WS1, WS2 は Sun Ultra2 (CPU クロック周波数 200 MHz, メインメモリ容量 128 Mbyte) であり, WS3, WS4 は Sun Ultra1 (CPU クロック周波数 143 MHz, メインメモリ容量 64 Mbyte) である。WS1 は Solaris2.6 で動作しており, その他の WS は Solaris2.5.1 で動作している。

データリンクシミュレータでは, ネットワークに一定の伝搬遅延を与えることができる。これにより, 様々なネットワーク環境を模擬的に実現することができる。なお, 本実験で用いたネットワークにおいて, データリンクシミュレータでの付加遅延及び負荷トラフィックを与えない場合の WS1・WS2 間のラウンドトリップ時間は約 9 ms であった。

実験では, メディア発生源の WS1 からメディア出力先の WS2 へ, 別個のトランスポートストリームを用いて JPEG ビデオ及び音声の転送を行う。WS1 は, ビデオボード (Parallax Graphic 社製 PowerVideo) を搭載しており, ビデオデッキにより入力された音声とビデオをリアルタイムにエンコードし, 送信する。

本章の実験では, ビデオデッキから入力する音声とビデオについて 2 種類のものを使用した。一つは, 話者の上半身 (肩から上) の映像とその音声 (Head view) である。もう一つは, 映画「ツイスター」の宣伝用ビデオであり, 映画の各シーンを繋ぎ合わせたようなもの (Twister) である。話者の映像を用いた場合の音声とビデオの仕様を表 3.1 に示し, 「ツイスター」を用いた場合のそれを表 3.2 に示す。また, それぞれの入力メディアソースにおけるビデオ MU サイズの時間変動を図 3.3 に示す。これらの図及び表から, どちらのメディアも平均ビットレートは同程度であるものの, 「ツイスター」を用いた場合の発生ビットレートの変動が, 話者の映像の場合のそれに比べて大きくなっていることが分かる。

メディア出力先の WS2 もビデオボードを搭載しており, メディア発生源から転送されてきた音声, ビデオの出力を行う。本章の実験では, メディア同期制御方式及び再送制御の有無により区別される次の五つの方式について実験を行う。

- (1) RVTR: 拡張した VTR アルゴリズムによるメディア同期制御+再送制御
- (2) RSync: 目標出力時刻の変更のないメディア同期制御+再送制御
- (3) VTR: 拡張した VTR アルゴリズムによるメディア同期制御のみ



表 3.1: 音声とビデオの仕様 (話者の映像)

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	JPEG 符号化 圧縮方式
表示サイズ (ピクセル)	—	320 × 240
平均 MU サイズ (バイト)	400	3527
平均 MU レート (MU/s)	20.0	
平均 MU 間隔 (ms)	50.0	
平均ビットレート (kbps)	64.0	563.0
ビットレートの標準偏差 (kbps)	—	15.9
測定時間 (秒)	243.3	

表 3.2: 音声とビデオの仕様 (ツイスター)

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	JPEG 符号化 圧縮方式
表示サイズ (ピクセル)	—	320 × 240
平均 MU サイズ (バイト)	400	3634
平均 MU レート (MU/s)	20.0	
平均 MU 間隔 (ms)	50.0	
平均ビットレート (kbps)	64.0	581.0
ビットレートの標準偏差 (kbps)	—	197.6
測定時間 (秒)	243.2	

(4) Sync : 目標出力時刻の変更のないメディア同期制御のみ

(5) NC : 何の制御も行わない

本章における実験で使用した拡張 VTR アルゴリズム及び再送制御におけるしきい値を表 3.3 に示す。実験では、目標出力時刻変更のための定数  $r = 20 \text{ ms}$  とし、最大許容遅延  $\Delta_{\text{al}} = 300 \text{ ms}$  としている。

また、WS3、WS4 間では、音声、ビデオの干渉トラヒックとして負荷データの転送を行う。この送信には UDP を用い、固定長 (1472 バイト) のメッセージを指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることにより、ネットワークにかかる負荷の量を調節する。

### 3.3.2 QoS パラメータ

本章では、これらの方式を、転送効率とメディア同期品質の面から比較する。そこで、2.4.2 項に示す評価尺度に加えて次のような尺度を導入する。

表 3.3: しきい値の設定

しきい値	音声	ビデオ	備考
$T_{h2}$	80 ms	—	目標出力時刻の変更を行うしきい値 (メディア内同期)
$T_{h3}$	—	80 ms	許容可能な出力の揺らぎのしきい値 (メディア間同期)
$T_{h4}$	—	160 ms	マスタ MU 未出力時のタイムアウト判定 (メディア間同期)

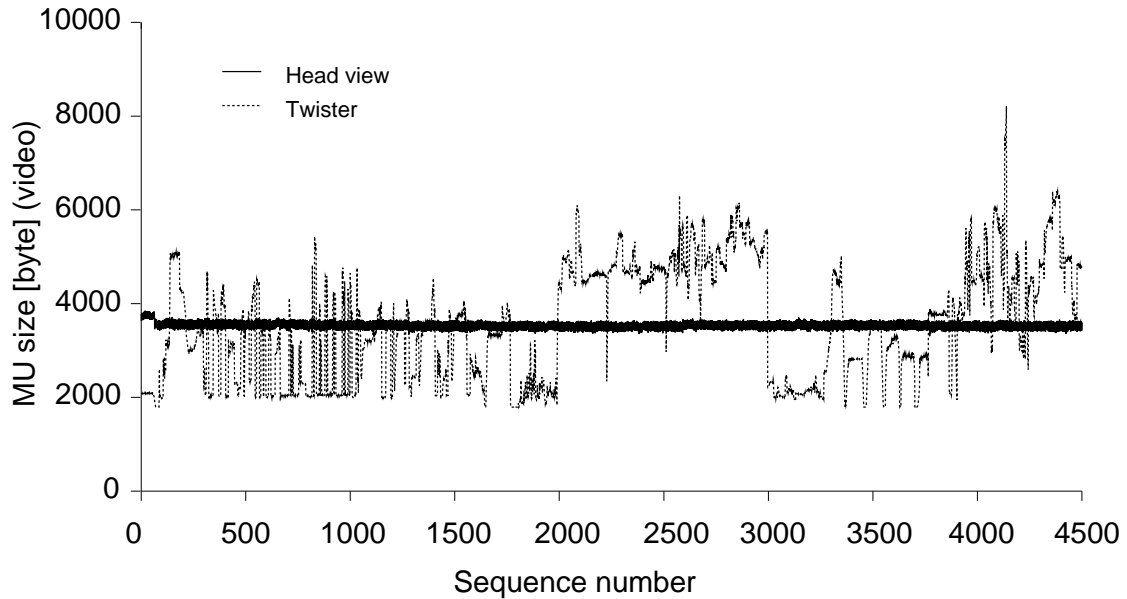


図 3.3: MU サイズの推移

転送効率の評価に、平均 MU レートに加えて MU 欠落率を用いる。MU 欠落率は、最大待ち時刻までに到着が間に合わず出力されなかった MU が全体の MU に占める割合を示している。

また、本章ではライブメディアを扱うことから、平均 MU 遅延も測定する。これは、MU の発生から出力までに要した時間を平均したものであり、リアルタイム性を示す尺度である。

### 3.4 実験結果と考察

まず、入力ソースとして話者の映像を用い、負荷トラヒックが QoS に及ぼす影響を調べる。このとき、データリンクシミュレータによる付加遅延の値は 0 ms とする。これは、LAN 環境に相当する。また、 $J_{\max}$  を変化させ、その影響を考察する。次に、ネットワークにかかる平均負荷を一定とし、データリンクシミュレータによる付加遅延を変化させることでその影響を調査する。更に、RVTR についての理解を深めるため、RVTR の総スライド時間と VTR のそのの振舞いについて述べる。最後に、入力ソースとして「ツイスター」の映像を用いた場合の実験結果を示す。

#### 3.4.1 負荷トラヒックの影響

データリンクシミュレータにおいて付加する遅延を 0 ms とし、 $J_{\max} = 100$  ms として実験を行った結果を図 3.4 から図 3.12 に示す。

平均負荷に対する音声の出力間隔の変動係数を図 3.4 に示し、ビデオの出力間隔の変動係数を図 3.5 に示す。図 3.6 には、平均負荷に対するメディア間同期平均二乗誤差を示す。

図 3.4 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、RVTR の音声の変動係数が、他方式のそれに比べて優れていることが分かる。また、VTR の変動係数は、RVTR のそれに次いで優れているといえる。これは、これらの方式では、ネットワーク状況に応じてバッファリング時間を動的に変更するため、大きなネットワーク遅延揺らぎを吸収できる可能性が高いためである。

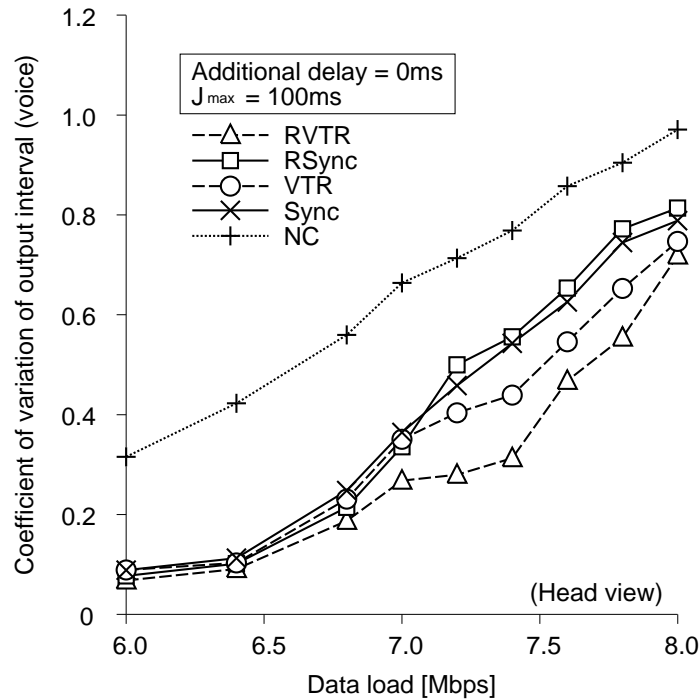


図 3.4: 音声出力間隔の変動係数 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

その上, RVTR では, 再送制御の効果からメディア出力先で出力される MU が多くなるため, VTR に比べて出力間隔の変動係数が小さくなる。

一方, この図では, ほとんどの負荷の範囲で, RSync と Sync の出力間隔の変動係数はほぼ同等の値となっている。これは, Sync 及び RSync では, 目標出力時刻の変更を行わないことによる。これらの方式では, バッファリング時間が, 最初の MU の伝送遅延と  $J_{\max}$  により決定された値で固定される。このため, RSync では, 再送のための時間が少ないため, 再送 MU がその最大待ち時刻に間に合いにくくなる。

図 3.5 より, ビデオにおいても, 今回調べたほとんどの負荷の範囲で, RVTR の出力間隔の変動係数が, 他方式のそれに比べて小さくなっているといえる。これも, 音声の場合と同様の理由による。

図 3.6 からは, 5 方式の中で最もメディア間同期平均二乗誤差の大きい NC においても, その大きさは高々  $1000 \text{ ms}^2$  程度であることが分かる。このため, いずれの方式とも, メディア間同期品質は高いといえる。

次に, 平均負荷に対する音声の平均 MU レートを図 3.7 に, ビデオの平均 MU レートを図 3.8 に示す。また, 平均負荷に対する音声, ビデオの MU 欠落率をそれぞれ図 3.9, 図 3.10 に示す。

図 3.7 から, 平均負荷が約 7.2 Mbps 以上の領域において, RVTR の音声の平均 MU レートが, 他方式のそれに比べて大きくなっていることが分かる。また, 図 3.8 では, ビデオの平均 MU レートについても, 同様の傾向となっている。これらは, 再送制御と拡張 VTR アルゴリズムの組み合わせにより, 効率のよい誤り回復が行われるためである。このことは, 図 3.9, 図 3.10 において, RVTR の音声, ビデオの MU 欠落率が小さくなっていることから確認できる。

一方で, 図 3.7, 図 3.8 を見ると, RSync では, 再送制御を行わない方式に対する平均 MU レートの差が, RVTR に比べて小さくなっている。このことから, 再送制御適用時に, 拡張 VTR アルゴリズムはメディアの転送効率を向上させるのに有効であるといえる。

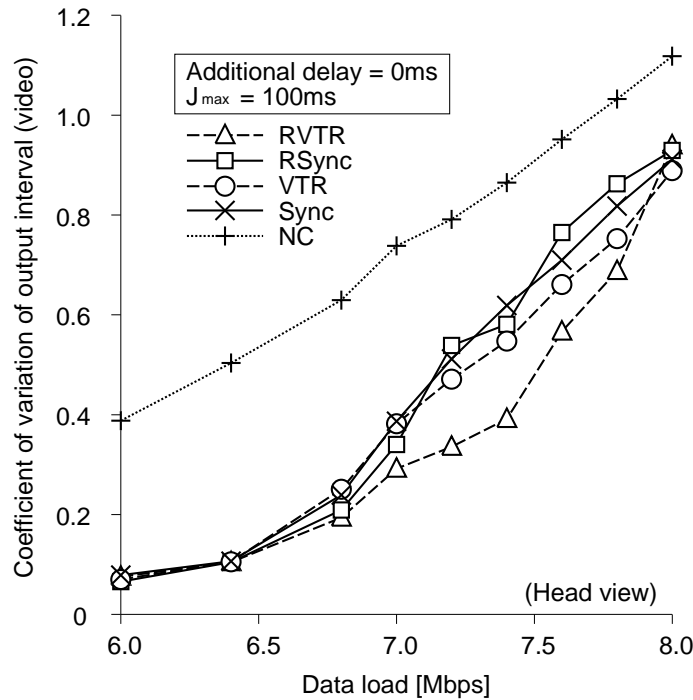


図 3.5: ビデオ出力間隔の変動係数 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

図 3.11 は、平均負荷に対する音声の平均 MU 遅延を示しており、図 3.12 は、平均負荷に対するビデオの平均 MU 遅延を示している。

これらの図から、今回調べたすべての負荷の範囲で、音声、ビデオともに、NC の平均 MU 遅延が他方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる。これは、NC ではメディアの出力時にバッファリングを行わないためである。一方、RVTR 及び VTR では、平均負荷が 6.8 Mbps 程度を越えると平均 MU 遅延が大きくなり始めている。これは、MU の欠落により目標出力時刻が変更され、バッファリング時間が増加するためである。しかし、これらの図では、RVTR や VTR における平均 MU 遅延は 300 ms 程度より大きくはなっていない。これは、最大許容遅延  $\Delta_{al}$  により、欠落に基づく目標出力時刻の増加が  $\Delta_{al}$  を満たす範囲に抑えられるためである。

主観的な感想としては、RVTR 及び VTR では、他方式に比べてメディアの出力品質が高く感じられた。ただし、RVTR と VTR の差については、それほど大きくは感じなかった。一方、NC では、平均負荷が 7.0 Mbps 程度以上の領域では、主観的に許容しがたい品質となっていた。

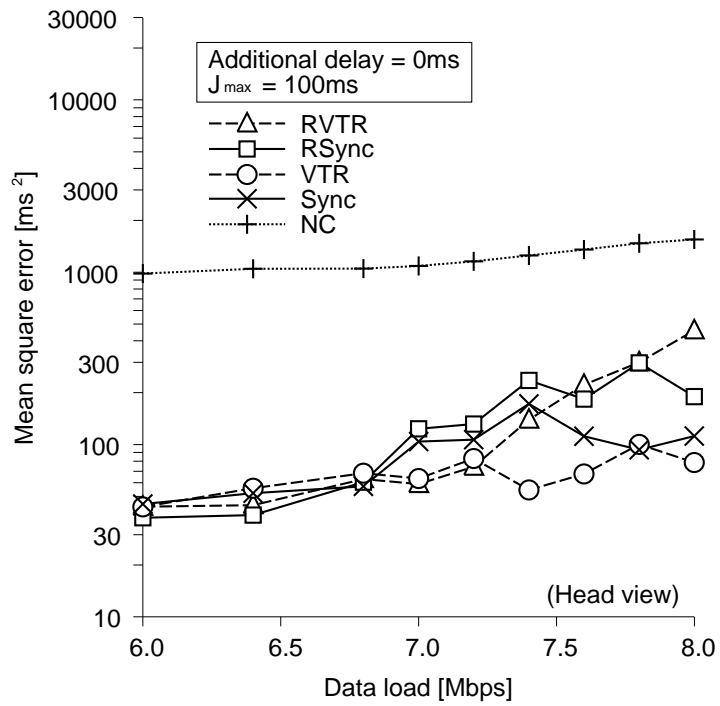


図 3.6: メディア間同期平均二乗誤差 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

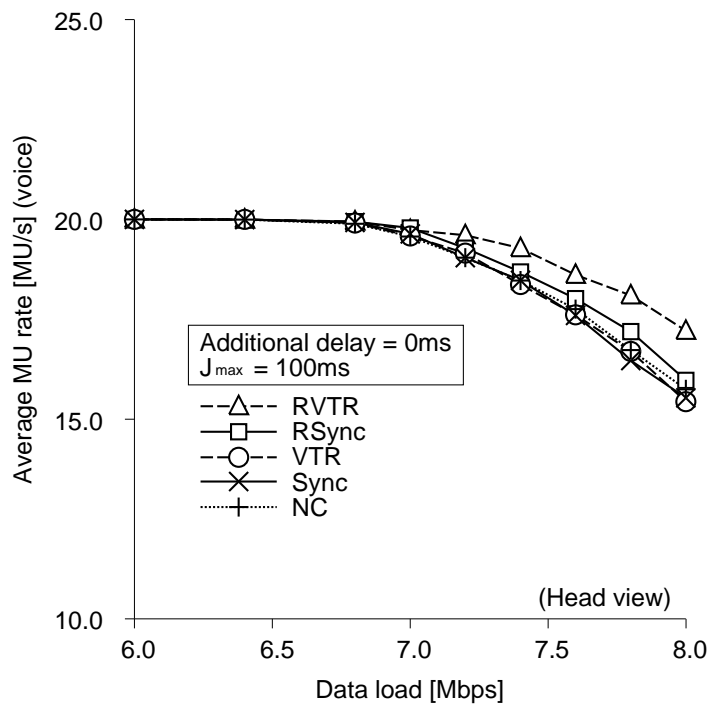


図 3.7: 音声平均 MU レート ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

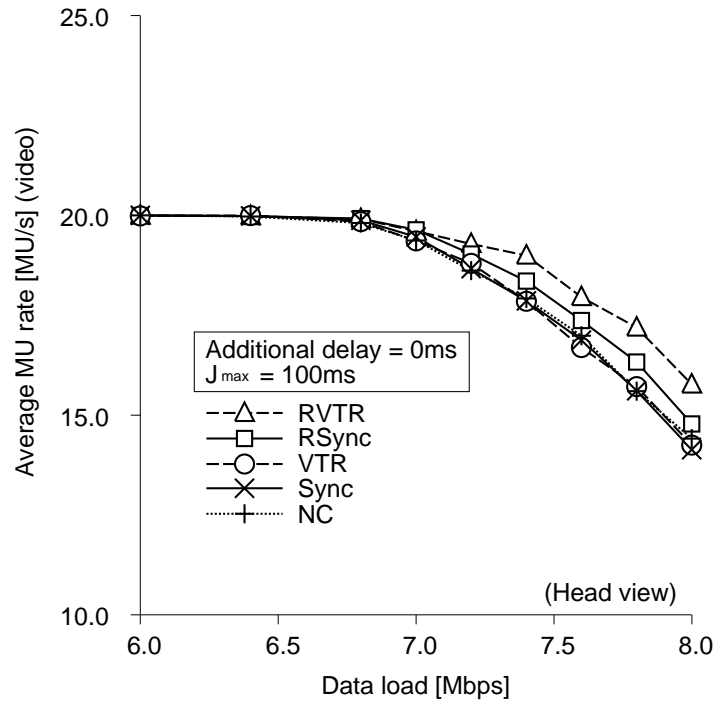


図 3.8: ビデオ平均 MU レート ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

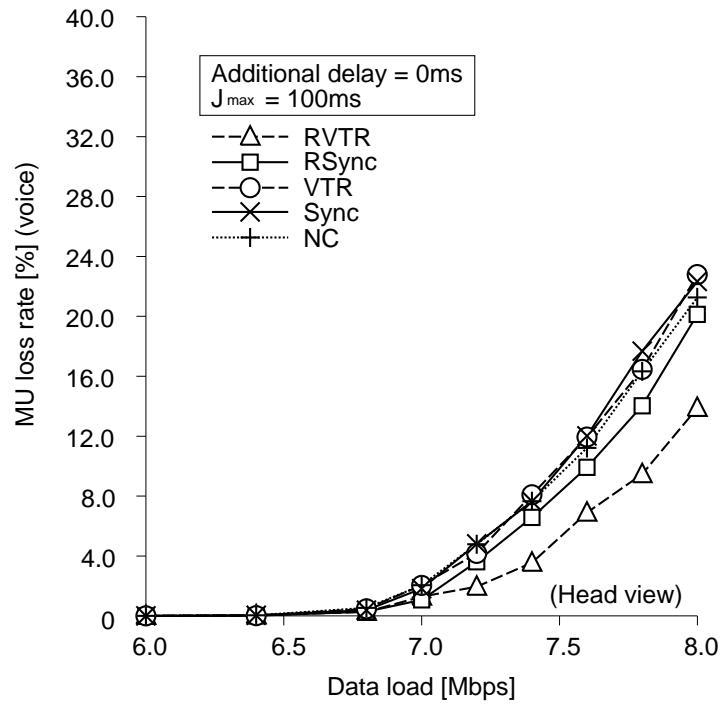


図 3.9: 音声 MU 欠落率 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

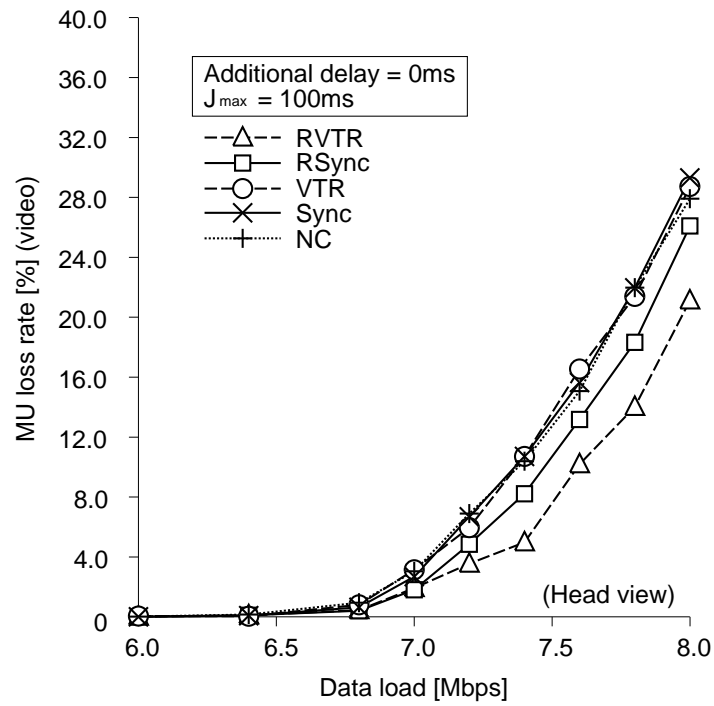


図 3.10: ビデオ MU 欠落率 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

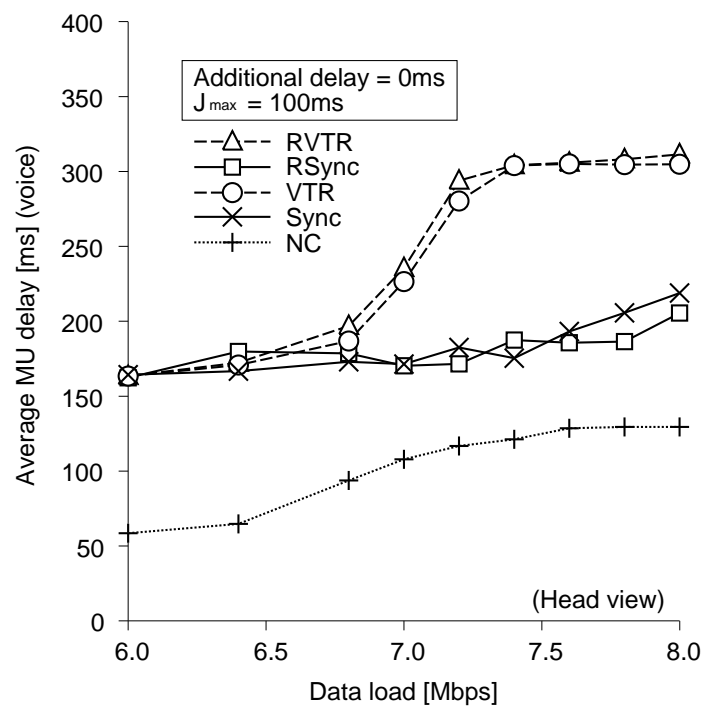


図 3.11: 音声平均 MU 遅延 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

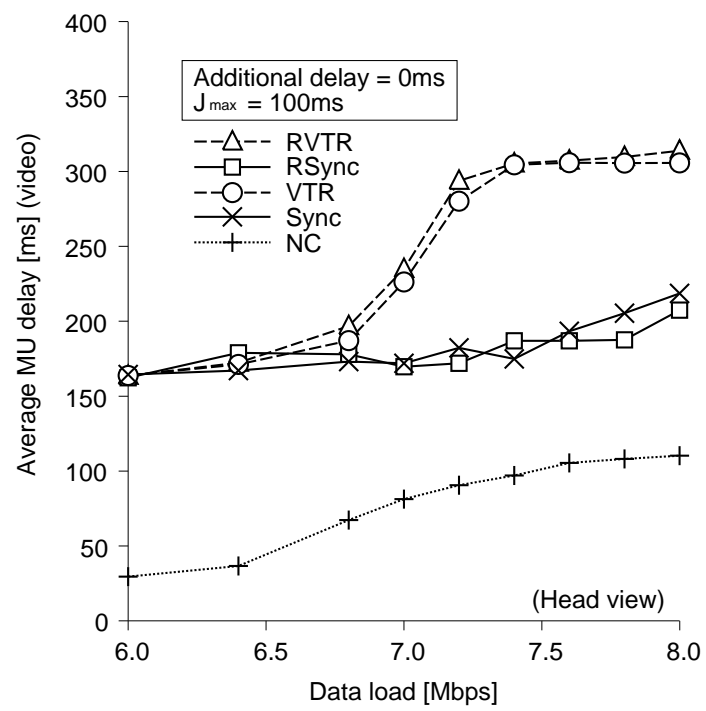


図 3.12: ビデオ平均 MU 遅延 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )



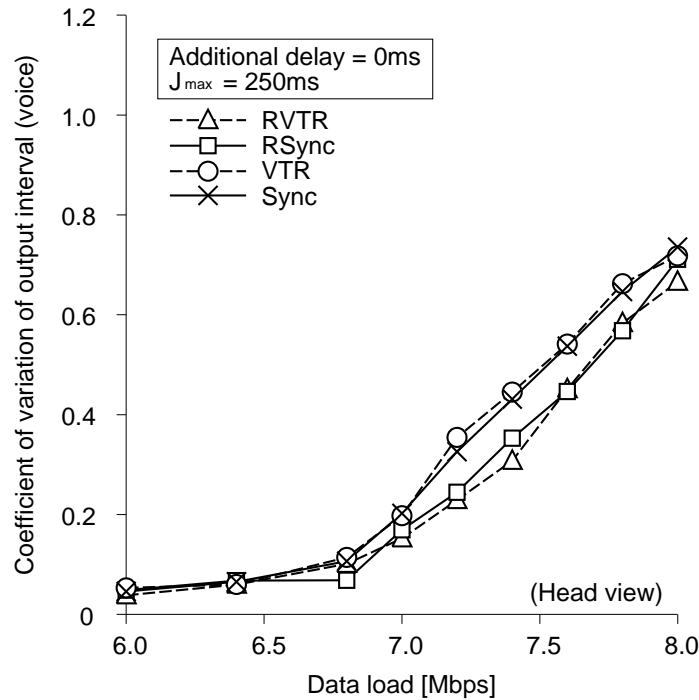


図 3.13: 音声出力間隔の変動係数 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 250$  ms )

### 3.4.2 $J_{\max}$ の影響

本節では、ネットワーク遅延揺らぎの最大値の見積り  $J_{\max}$  が QoS に及ぼす影響を調査するために、 $J_{\max} = 250$  ms として実験を行った結果を示す。

図 3.13 に平均負荷に対する音声の出力間隔を示し、図 3.14 に平均負荷に対する音声の MU 欠落率を示す。また、平均負荷に対するメディア間同期平均二乗誤差を図 3.15 に示し、音声の平均 MU 遅延を図 3.16 に示す。なお、ビデオについては、音声と同様の傾向であったため、ここでは示さない。更に、これらの図では、NC の実験結果を示していない。これは、NC では  $J_{\max}$  は用いられないためである。

図 3.13 では、平均負荷が 6.8 Mbps 程度以上の領域では、再送制御を行う RVTR 及び RSync の音声の出力間隔の変動係数が、再送制御を行わない VTR, Sync のそれに比べて小さくなっている。また、図 3.14 から、平均負荷が約 7.0 Mbps を越えると、再送を行う 2 方式の音声の欠落率が、再送を行わない 2 方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる。これらは、再送制御の効果によるものである。

前項の図 3.4 と本項の図 3.13 とを比較すると、 $J_{\max}$  を大きくすることで、いずれの方式とも高負荷時の音声の出力間隔の変動係数を小さくすることができるといえる。これは、 $J_{\max} = 250$  ms とすることで、バッファリング時間が大きくなるためである。バッファリング時間が大きくなることで、より大きなネットワーク遅延揺らぎを吸収できる。また、再送制御を行う方式では、再送制御により救われる欠落 MU が多くなる。

一方、これらの図では、RVTR と RSync, VTR と Sync との差がほとんどない。これは、最大許容遅延  $\Delta_{al}$  により MU 遅延が制限されることから、 $J_{\max} = 250$  ms の場合には、拡張 VTR アルゴリズムにおける MU 欠落による目標出力時刻の変更が発生しないためである。

図 3.15 では、平均負荷が約 7.0 Mbps 以上になると、RVTR 及び RSync のメディア間同期平均二乗誤差が、VTR ないし Sync のそれに比べて小さくなっている。これは、RVTR 及び

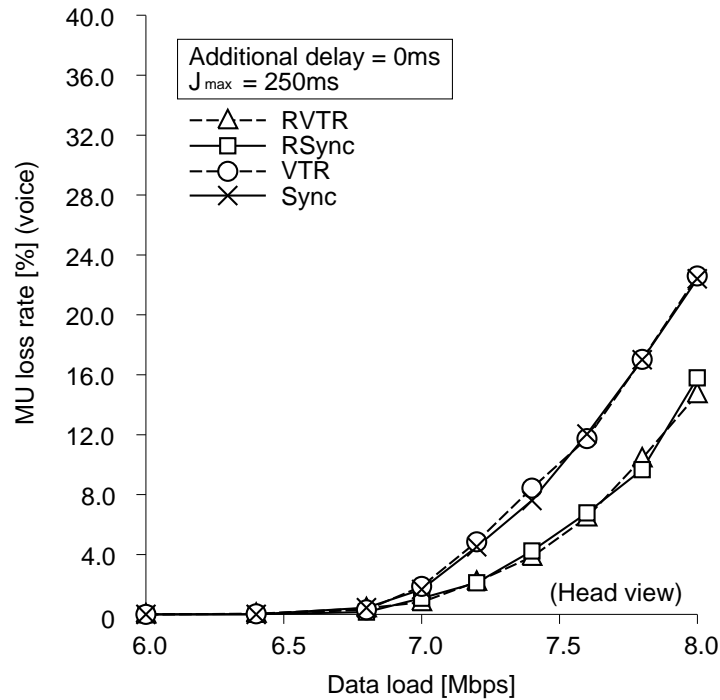


図 3.14: 音声 MU 欠落率 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 250$  ms )

RSync では、再送 MU の到着を、その目標出力時刻を越えて待つためである。ただし、いずれの方式とも、メディア間同期平均二乗誤差は  $1000 \text{ ms}^2$  を下回るものであることから、メディア間同期品質は高いといえる。

図 3.16 より、今回調べたすべての負荷の範囲で、4 方式の音声の平均 MU 遅延は、ともに 300 ms 程度の値となっている。これは、本節の実験における  $J_{\max}$  及び  $\Delta_{\text{al}}$  の設定によるものである。

主観的には、RVTR と RSync では、再送制御を行わない VTR 及び Sync に比べて、出力のポーズが少ないことから、出力品質が優れていると感じた。

前節の結果と本節の結果から、 $J_{\max}$  を大きくすることで、再送制御及びメディア同期制御を行う方式のメディア同期品質を向上させられるといえる。しかし、平均負荷が 6.8 Mbps 程度を下回る領域では、 $J_{\max}$  の値による差が小さい。一方で、平均 MU 遅延は、 $J_{\max}$  が大きい場合には常に大きくなる。したがって、ネットワーク状況に応じて  $J_{\max}$  は適切に選ばれるべきであるといえる。

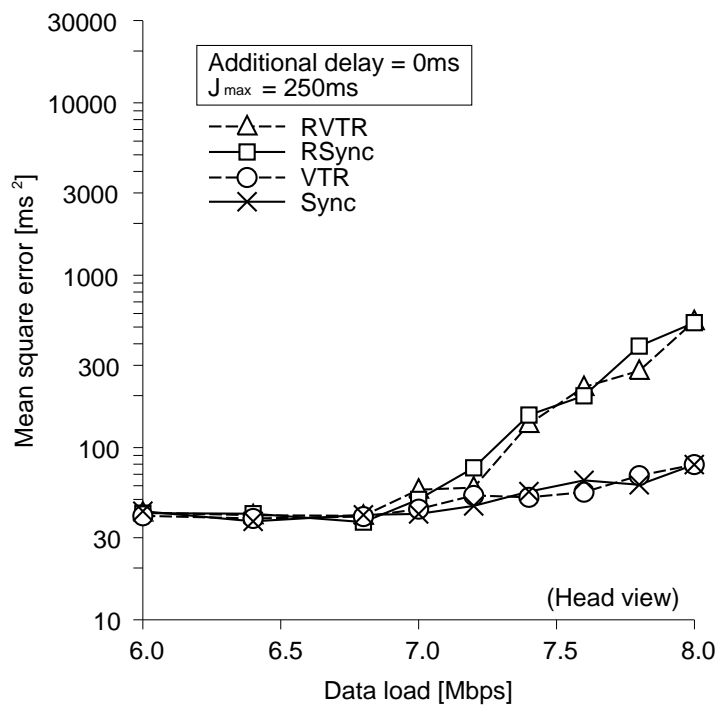


図 3.15: メディア間同期平均二乗誤差 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 250$  ms )

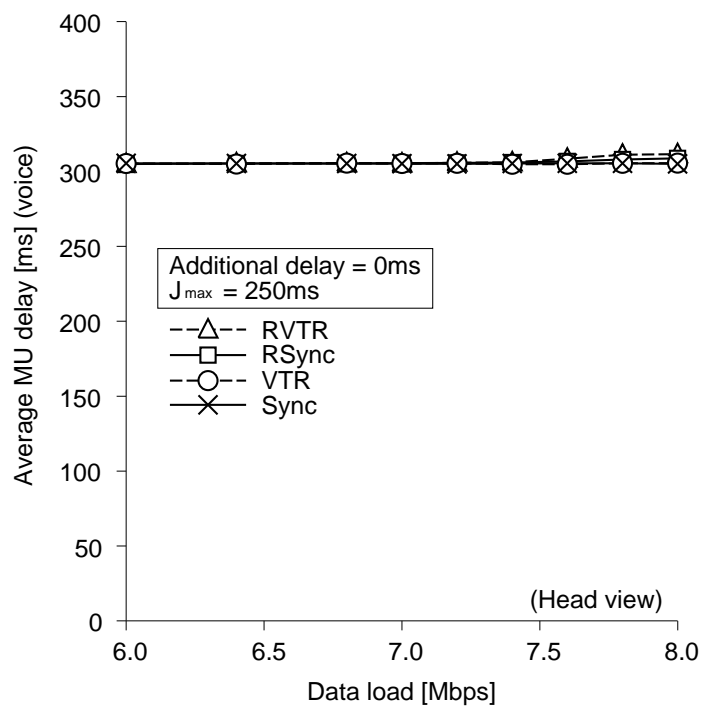


図 3.16: 音声平均 MU 遅延 ( 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 250$  ms )

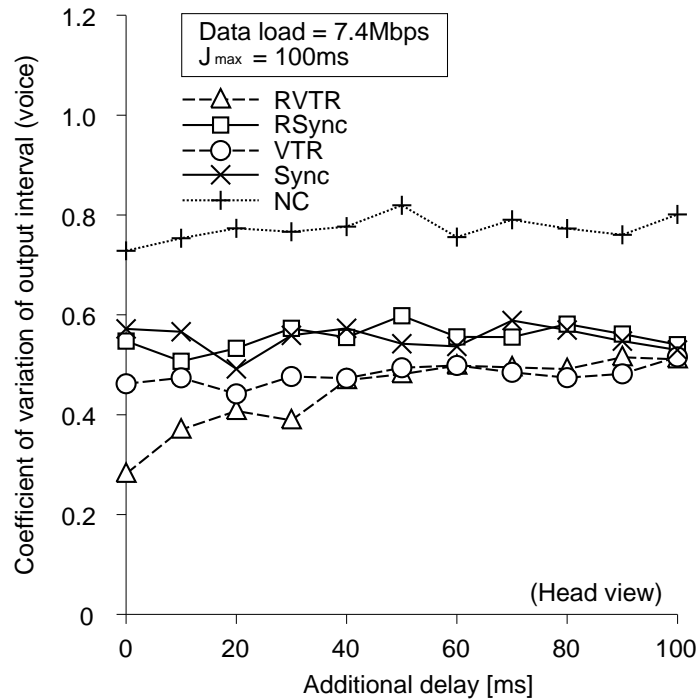


図 3.17: 音声出力間隔の変動係数 ( 平均負荷 7.4 Mbps ,  $J_{\max} = 100$  ms )

### 3.4.3 ネットワークへの付加遅延の影響

再送による誤り回復制御では、ネットワーク遅延の増加は、QoS 低下の大きな要因となる。なぜなら、ネットワーク遅延の増加により、再送に要する時間が増大するためである。本節では、データリンクシミュレータにより付加する遅延の値を変化させて行った実験の結果から、ネットワークへの付加遅延が各方式の QoS に及ぼす影響を考察する。

ここで、ビデオについては、音声と同様の傾向であったため、音声に関する実験結果のみ示す。図 3.17 に付加遅延に対する音声の出力間隔を示し、図 3.18 に付加遅延に対する音声の MU 欠落率を示す。また、付加遅延に対するメディア間同期平均二乗誤差を図 3.19 に示し、音声の平均 MU 遅延を図 3.20 に示す。

図 3.17 から、付加遅延が 40 ms 以下の領域では、RVTR の音声の変動係数が他方式に比べて小さくなっていることが分かる。このことから、40 ms 程度以下の伝送遅延を持つネットワークでは、RVTR により音声の変動係数を小さくできるといえる。一方、他方式では、付加遅延による音声の変動係数の変化がほとんどないといえる。これは、再送制御を行わない方式では、ネットワーク遅延の大きさは QoS に大きな影響を与えないためである。また、RSync では、再送のための時間が元々十分なものではないため、ネットワーク遅延の変化の影響をほとんど受けない。

図 3.18 では、付加遅延が 60 ms を下回る範囲で、RVTR の音声 MU 欠落率が、他方式のそれに比べて小さくなっている。また、RSync においても、付加遅延が 20 ms 以下では、RVTR に次いで MU 欠落率が小さくなっている。したがって、付加遅延が 60 ms 程度以下の範囲では、RVTR により転送効率を向上させることができるといえる。また、RSync についても、付加遅延が 20 ms 程度以下では、転送効率を向上させることができる。

図 3.19 から、付加遅延が 60 ms を下回る領域では、RVTR のメディア間同期平均二乗誤差が、VTR のそれに比べて大きくなっているが、付加遅延が 60 ms を越えるとその差がなくなっ

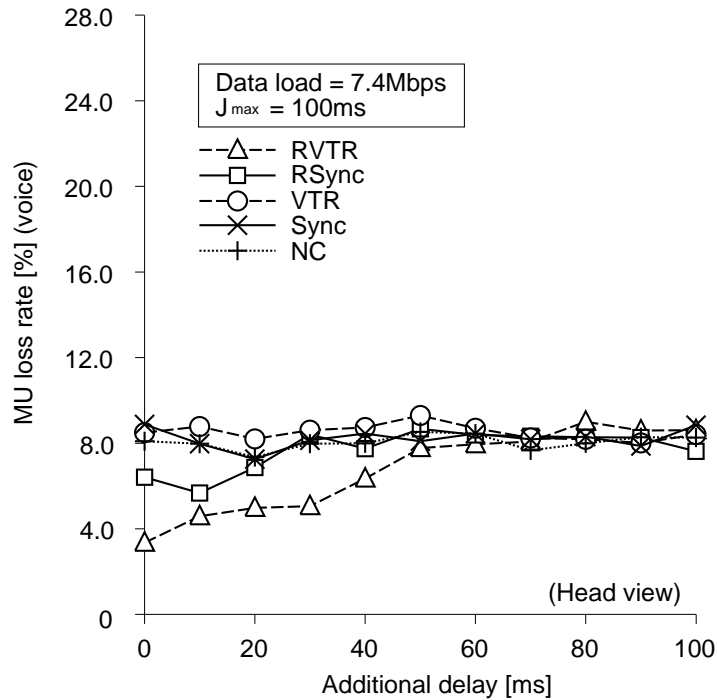


図 3.18: 音声 MU 欠落率 ( 平均負荷 7.4 Mbps ,  $J_{\max} = 100$  ms )

ていることが分かる．これは，付加遅延が大きくなると，RVTRにおいて，MUの再送が成功しにくくなることから，VTRとRVTRの振舞いの差がなくなるためである．

図 3.20 から，VTR，Sync，NCの各方式では，付加遅延の値に応じて音声の平均 MU 遅延が増加していることが分かる．一方，RVTR 及び RSync では，平均 MU 遅延は 300 ms 程度の値で一定となっている．これは，これら 2 方式では，MU 欠落により目標出力時刻が変更されるためである．

なお，実験時には，平均負荷を 7.8 Mbps とした場合についても同様の実験を行った．その結果，RVTR による音声の出力間隔の変動係数の改善効果は，付加遅延が 20 ms を下回る範囲では得られるものの，それ以上の付加遅延では VTR と同等の QoS となっていた．

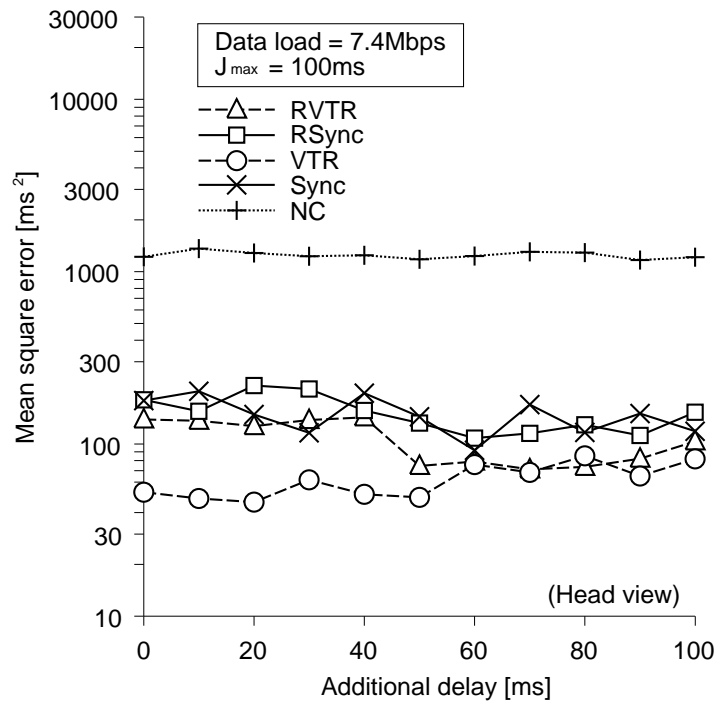


図 3.19: メディア間同期平均二乗誤差 ( 平均負荷 7.4 Mbps ,  $J_{\max} = 100$  ms )

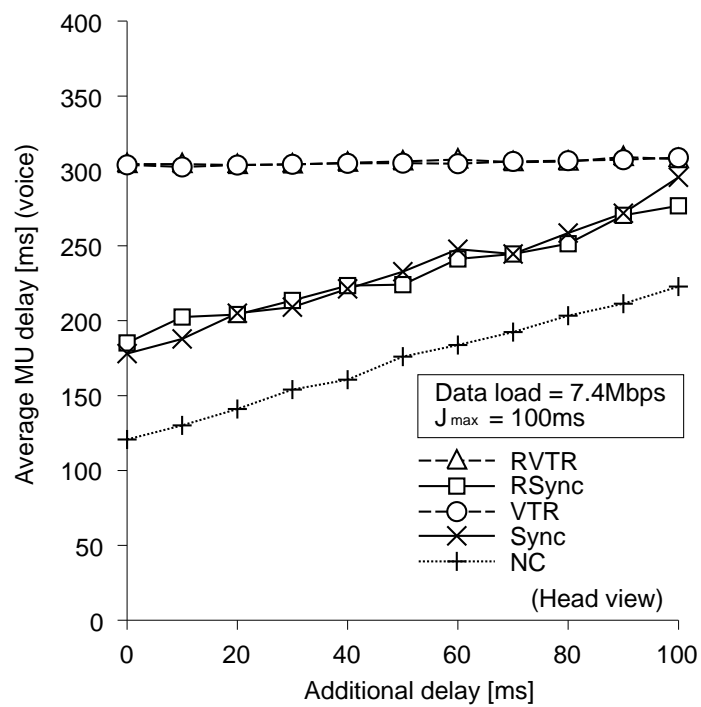


図 3.20: 音声平均 MU 遅延 ( 平均負荷 7.4 Mbps ,  $J_{\max} = 100$  ms )

#### 3.4.4 総スライド時間の推移

本節では、RVTR 及び VTR における、メディア転送時の総スライド時間の推移から、これらの方式の特性を考察する。

図 3.21 から図 3.24 に、RVTR の音声 MU のシーケンス番号  $n$  に対する総スライド時間  $S_n^{(1)}$  を示す。図 3.21 は、平均負荷を 7.0 Mbps、付加遅延を 0 ms、 $J_{\max} = 100$  ms とした場合のものであり、図 3.22 は、平均負荷を 7.4 Mbps、付加遅延を 0 ms、 $J_{\max} = 100$  ms とした場合のものである。また、図 3.23 は、平均負荷を 7.8 Mbps、付加遅延を 0 ms、 $J_{\max} = 100$  ms としたときのものを示し、図 3.24 には、平均負荷を 7.4 Mbps、付加遅延を 40 ms、 $J_{\max} = 100$  ms とした場合のものを示す。更に、これらの比較対象として、VTR における音声のシーケンス番号に対する総スライド時間を図 3.25 に示す。これは、平均負荷を 7.4 Mbps、付加遅延を 0 ms、 $J_{\max} = 100$  ms とした場合のものである。

これらの図において、総スライド時間のインパルス状の増加は MU の到着遅れに関係している。そして、総スライド時間の階段状の増加は MU の欠落に関係しており、階段状の減少は 5 秒間欠落がないことによる目標出力時刻の変更に関係するものである。この観点から図 3.22 と図 3.25 を比較すると、同じ実験条件において、RVTR は VTR に比べてインパルス状の増加が多くなっていることが分かる。これは、再送制御により、目標出力時刻変更のしきい値  $T_{h2}^{(1)}$  を越えて出力される MU が多くなるからである。

次に、図 3.21、図 3.22、図 3.23 から、ネットワークにかかる平均負荷が大きくなるほど、総スライド時間が台地状の波形を示すことが分かる。ここでは、これを DC 成分と呼ぶ。これは、欠落の増加により、 $S_n^{(1)}$  が  $\Delta_{al}$  によって制限される上限値に設定されるためである。また、図 3.22 と図 3.23 より、負荷の増加はより多くのインパルスを生み、DC 成分の値を小さくするといえる。これは、最大許容遅延  $\Delta_{al}$  は、 $A_1$ 、 $J_{\max}$ 、 $S_n^{(1)}$  によって振り分けられることによる。負荷が高まると、 $A_1$  が増加することにより、 $S_n^{(1)}$  における DC 成分の値が小さくなる。

図 3.22 と図 3.24 を比較すると、付加遅延が大きくなるほど総スライド時間における DC 成分の値が小さくなる。これは、付加遅延により  $A_1$  が増加するためである。

また、図 3.26 は、RVTR における、平均負荷を 7.4 Mbps、付加遅延を 0 ms、 $J_{\max} = 250$  ms とした場合の総スライド時間を表している。この図では、 $S_n^{(1)}$  における DC 成分がなくなっている。これは、 $\Delta_{al}$  による許容遅延のほとんどが  $J_{\max}$  に割り振られているためである。

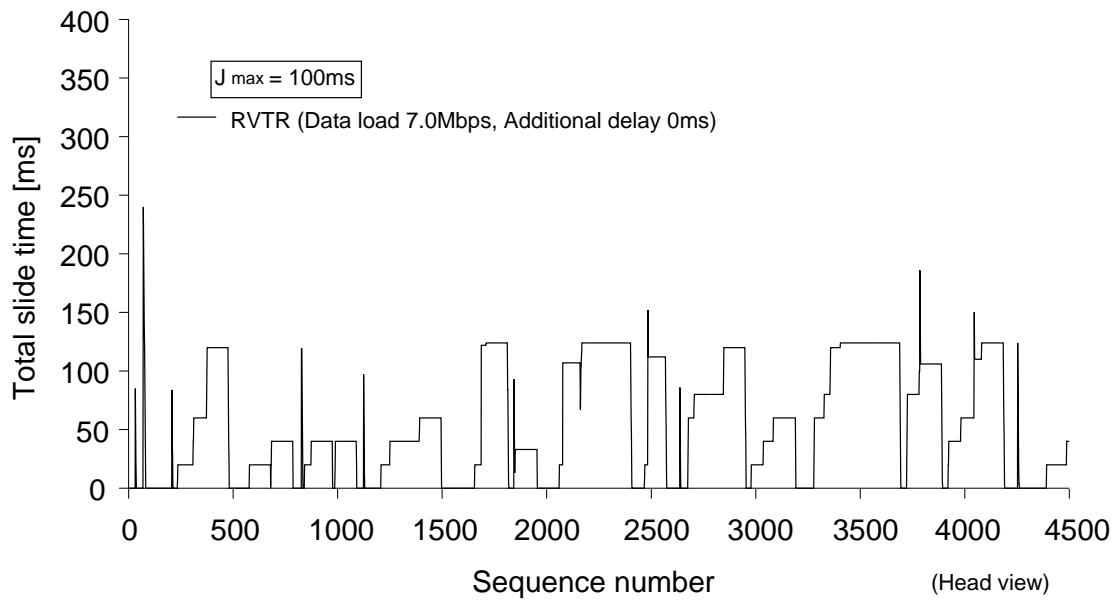


図 3.21: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.0 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

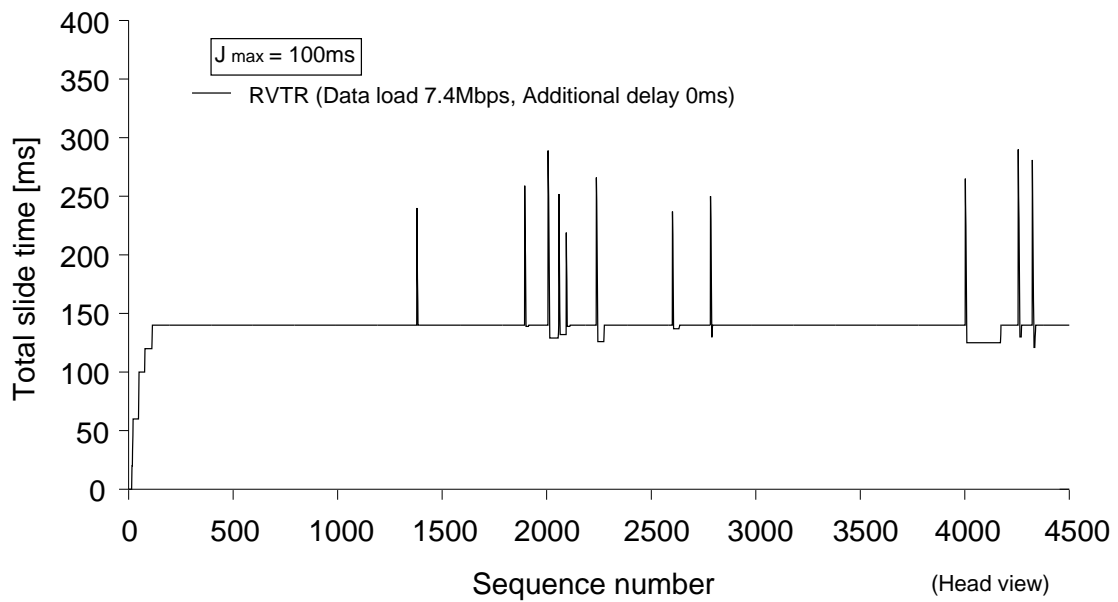


図 3.22: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.4 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )



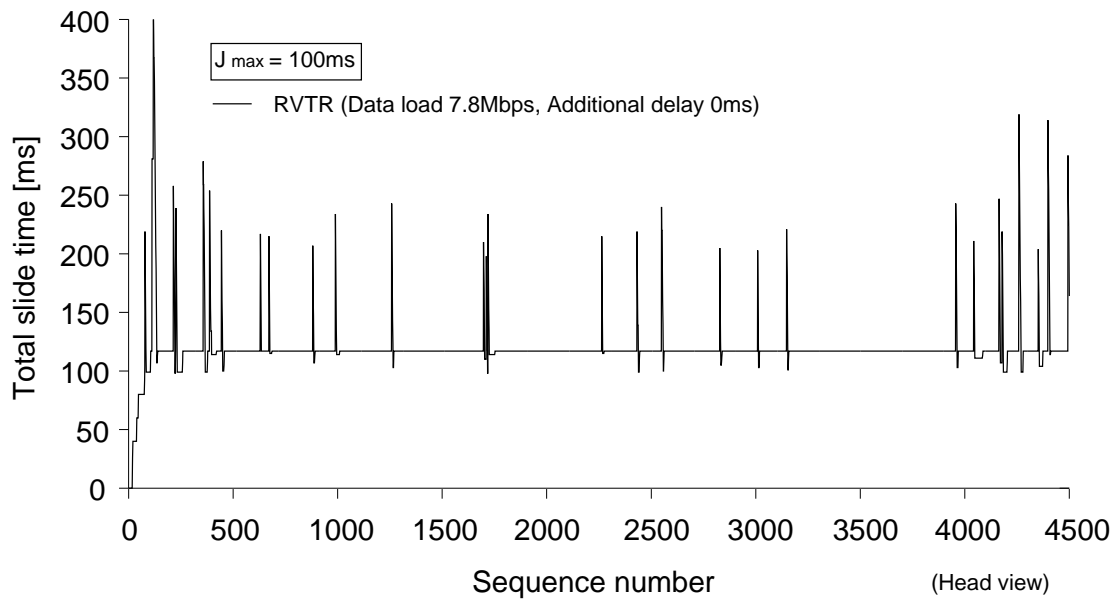


図 3.23: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.8 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

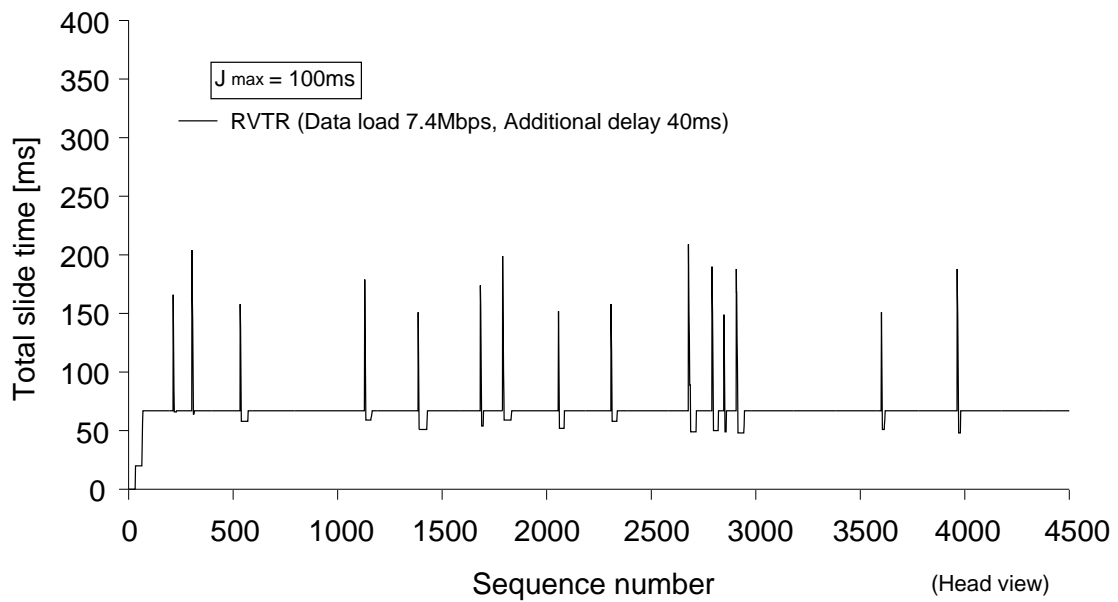


図 3.24: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.4 Mbps , 付加遅延 40 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

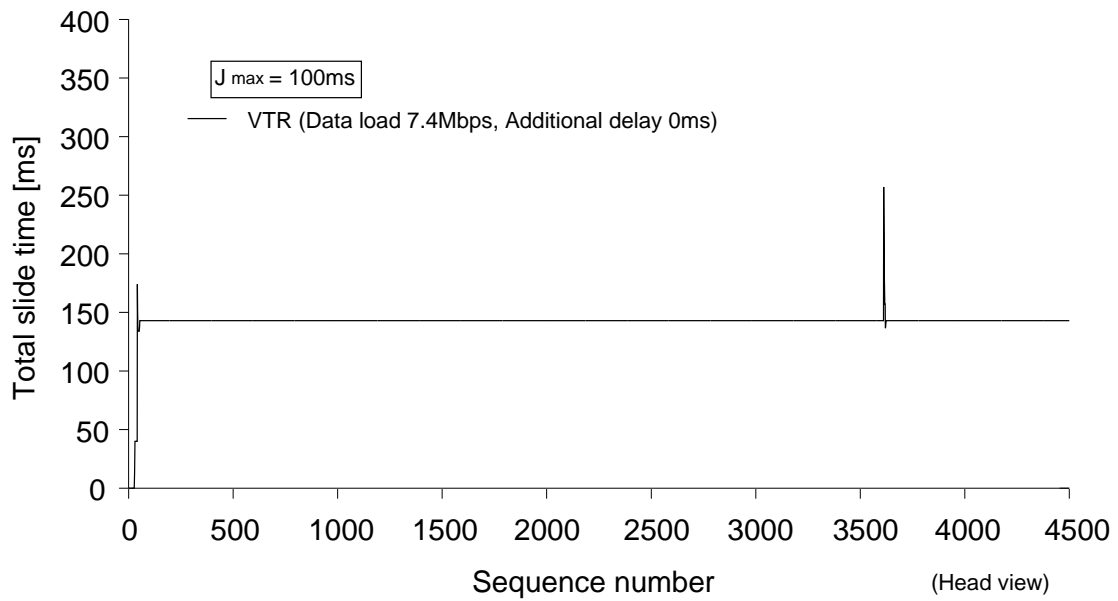


図 3.25: 総スライド時間 ( VTR , 平均負荷 7.4 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )

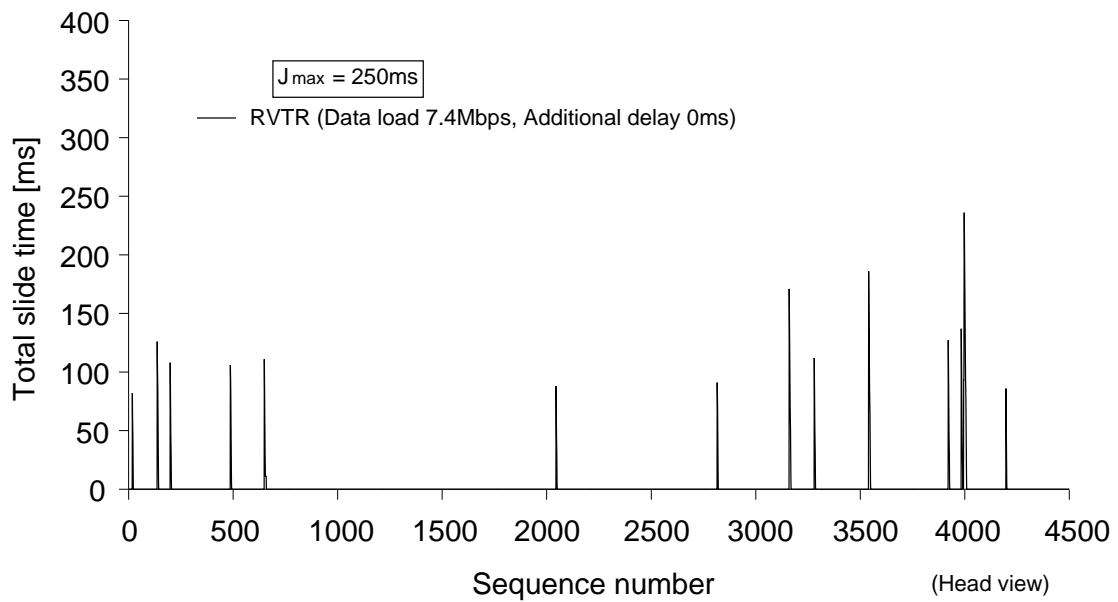


図 3.26: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.4 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 250$  ms )

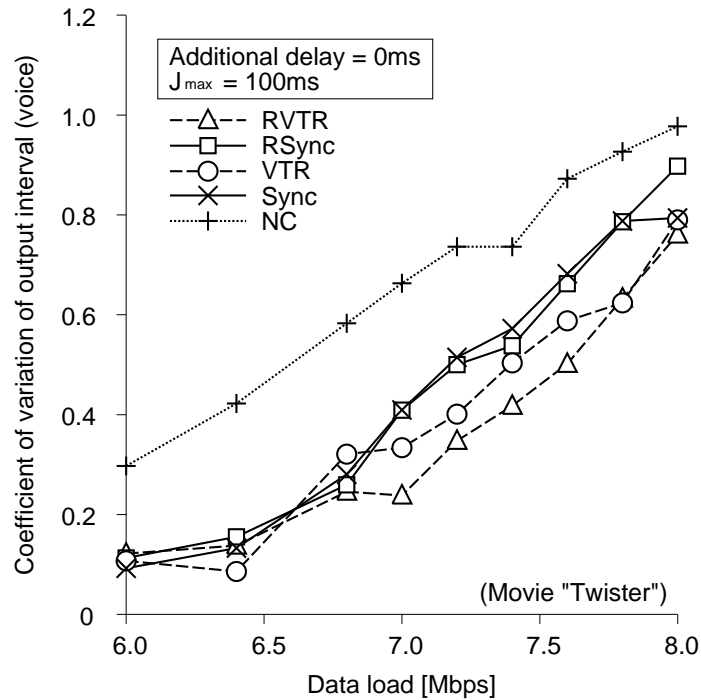


図 3.27: 音声出力間隔の変動係数 (映画「ツイスター」)

### 3.4.5 メディアソースの違いによる影響

図 3.27 から図 3.30 にかけて、入力ソースとして「ツイスター」の映像を用いた場合の実験結果を示す。図 3.27、図 3.28 は、平均負荷に対する音声、ビデオの出力間隔の変動係数をそれぞれ表す。図 3.29 に、平均負荷に対するビデオの MU 欠落率を示し、図 3.30 には、平均負荷に対する音声の平均 MU 遅延を示す。

図 3.27 から、平均負荷が約 7.0 Mbps から 7.6 Mbps 程度までの範囲で、RVTR の音声の出力間隔の変動係数が、他方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる。また、図 3.28 では、この負荷の範囲で、ビデオについても RVTR の出力間隔の変動係数が、他方式のそれに比べて小さくなっている。このことから、入力されるソースに関わらず、RVTR はメディア同期品質の向上に有効であるといえる。しかし、図 3.27 と図 3.4 及び図 3.28 と図 3.5 を見比べると、入力ソースとして「ツイスター」を用いた場合には、話者の映像を入力ソースとした場合に比べて RVTR の他方式に対する有効性が小さくなるといえる。これは、図 3.29 と図 3.10 を見比べると分かるように「ツイスター」を入力ソースとした転送時には、話者の映像を用いた場合と比べて MU 欠落率が高くなるためである。

なお、ここには示していないが、すべての方式のメディア間同期平均二乗誤差は大きくても  $1000 \text{ ms}^2$  程度であり、いずれの方式も高いメディア間同期品質を保っていた。

図 3.29 から、平均負荷が 7.0 Mbps 程度以上で、RVTR のビデオの MU 欠落率は、他方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる。また、これらの図からは、平均負荷が約 7.4 Mbps から 7.6 Mbps 程度までの範囲で、RSync の MU 欠落率は RVTR の次に良くなっている。しかし、それ以外の負荷の範囲で RSync の MU 欠落率は、再送制御を持たない方式のそれと同等の値となっている。このことから、再送制御のみでは、Sync に対してそれほど性能を改善することができないといえる。なお、音声の MU 欠落率については、ビデオのそれと同様の傾向であったため、ここでは示していない。また、平均 MU レートにおける各方式間の関係は、音声、

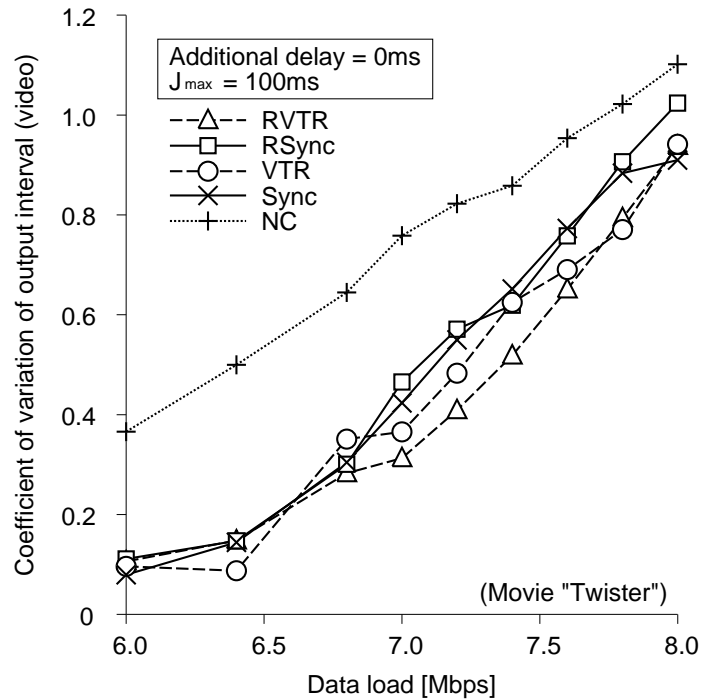


図 3.28: ビデオ出力間隔の変動係数 (映画「ツイスター」)

ビデオともに、ビデオの MU 欠落率におけるそれとほぼ同じであった。

図 3.30 から、RVTR 及び VTR の音声の平均 MU 遅延は負荷が高くなるにつれて大きくなることが分かる。ここで、3.4.1 節の図 3.11 と図 3.30 を比較すると「ツイスター」を用いた場合の平均 MU 遅延の増加は、話者の映像を用いた場合のそれに比べて緩やかなものとなっている。これは、次の理由による。図 3.3 に示すように「ツイスター」の映像では、話者の映像に比べてビデオ MU サイズが小さい期間あるいは大きい期間が存在する。中程度の負荷では、ビデオ MU サイズの小さい期間に音声 MU の欠落が少なくなるため、VTR アルゴリズムにより MU 遅延が減らされる。一方、軽負荷時には、ビデオ MU サイズの大きい期間に音声 MU の欠落が生じるため、VTR アルゴリズムにより目標出力時刻が遅らされる。この結果、MU 遅延の増加が、ネットワーク負荷の増加に対して緩やかなものになる。なお、ビデオの MU 遅延も、NC を除いては音声のそれとほぼ同じ結果であった。

また、図 3.31 には、音声のシーケンス番号  $n$  に対する総スライド時間  $S_n^{(1)}$  を示す。ここで、音声とビデオは同じ MU 間隔を持つことから、それぞれのメディアの同じシーケンス番号を持つ MU は、ほぼ同時期に発生しているといえる。このことを考慮して図 3.3 と図 3.31 を見比べる。このとき、それぞれの図は別々の実験により得られたものであるため、同じ MU 番号が必ずしも同時期のものではないことに注意されたい。この比較から、シーケンス番号が 1600 番から 1900 番あたりなどに見られるように、ビデオの MU サイズが小さくなっている期間に総スライド時間が小さくなっていることが分かる。これは、ビデオ MU サイズが小さい期間には、ネットワークに流入するトラフィック量が減るため、MU の欠落が少なくなるためである。これにより、RVTR のアルゴリズムはネットワークの状況に応じて適切に動作していることを確認できる。

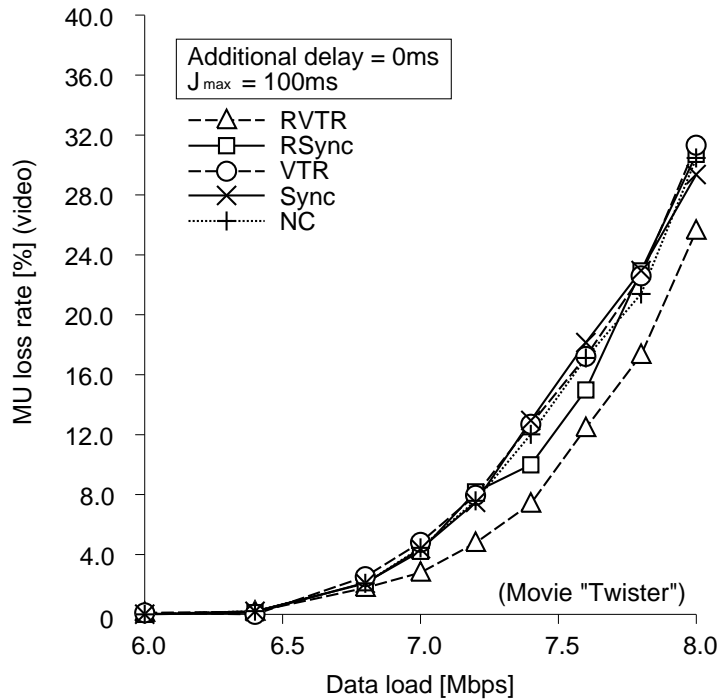


図 3.29: ビデオ MU 欠落率 (映画「ツイスター」)

### 3.5 むすび

本章では、VTR メディア同期アルゴリズムを拡張し、エンドーツーエンドでの再送制御を組み合わせた RVTR を提案した。

まず、ネットワークにかかる負荷トラフィックを変化させて行った実験により、RVTR を含む五つの方式について、メディア同期品質及び転送性能の定量的な比較を行った。その結果、RVTR がメディア同期品質の改善に有効であることが分かった。一方、メディア同期制御及び再送制御のどちらか一方のみの方式ではそれほど同期品質を改善することができなかった。

次に、転送開始時のバッファリング時間を決定する、ネットワーク遅延揺らぎの最大値の見積り値  $J_{\max}$  を大きくした場合の実験を行った。その結果、大きな  $J_{\max}$  は、高負荷時のメディア同期品質を向上させるものの、軽負荷時に MU 遅延を増加させてしまうことが分かった。

また、ネットワークに付加する遅延の大きさを変化させて実験を行い、ネットワーク遅延が増加すると、RVTR による QoS 改善効果が減少することが分かった。

更に、拡張 VTR アルゴリズムの特性を確認するために、総スライド時間  $S_n^{(j)}$  の振舞いを調査した。この結果、拡張 VTR アルゴリズムでは、ネットワーク状況に応じて  $S_n^{(j)}$  が適切に変化していることを確認した。

最後に、ビデオ情報量の変化の大きなソースを用いた場合の実験を行った。その結果、この場合にも、RVTR はメディア同期品質及び転送効率の向上に有効であることを確認した。

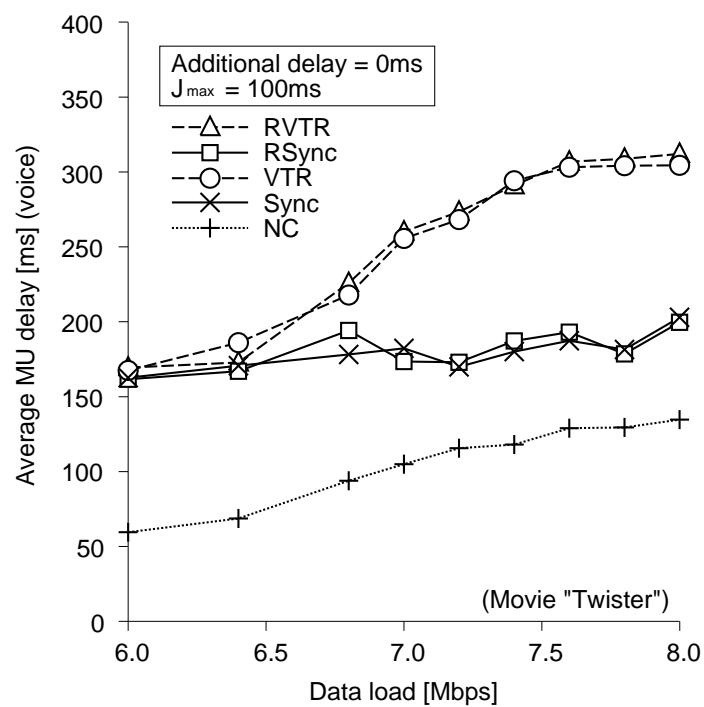


図 3.30: 音声平均 MU 遅延 ( 映画「ツイスター」)

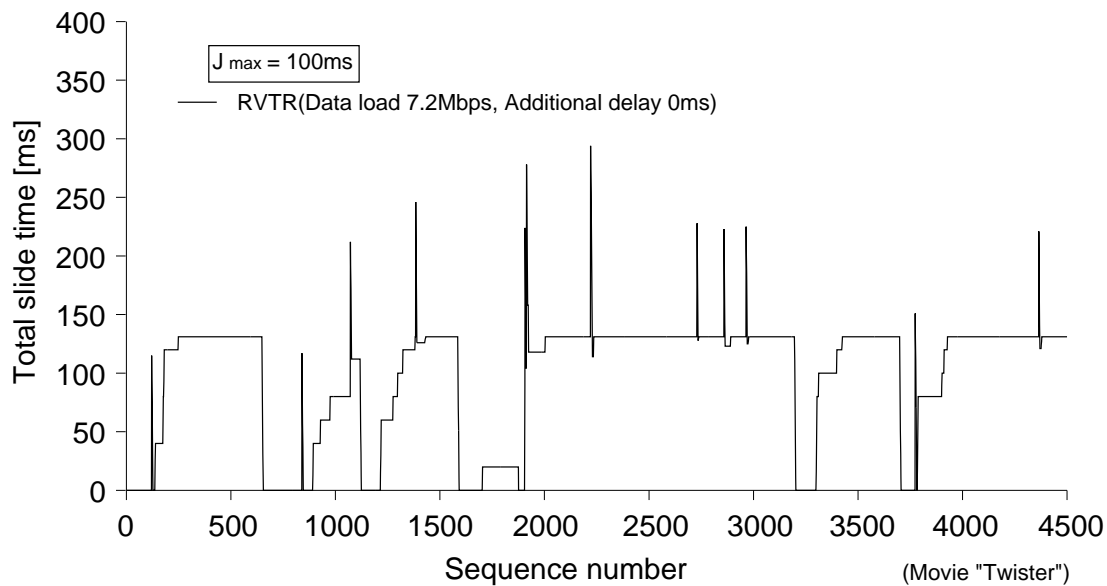


図 3.31: 総スライド時間 ( RVTR , 平均負荷 7.2 Mbps , 付加遅延 0 ms ,  $J_{\max} = 100$  ms )  
( 映画「ツイスター」)

## 第4章 マルチキャスト 通信用連続メディア再送制御方式MRVTR

### 4.1 まえがき

第3章では，VTR アルゴリズムを拡張し，再送により誤り回復を行う RVTR を提案した．そして，簡単なネットワークを用いて音声・ビデオの転送実験を行うことにより，アプリケーションレベル QoS を評価し，RVTR の有効性を明らかにした．しかし，RVTR は，ユニキャスト通信を前提として考えており，マルチキャスト通信を考慮していない．したがって，RVTR をそのままマルチキャスト通信に適用すると，複数端末からの再送要求により，再送トラヒックが不必要に増加し，メディアの出力品質が大きく劣化するおそれがある．

マルチキャスト通信においては，再送制御を行うリライアブルマルチキャストプロトコルの研究が近年盛んに行われている [65]．これには，ファイル転送を対象とした RMTP ( Reliable Multicast Transport Protocol ) [66] や，連続メディア転送に対応した STORM ( STructure-Oriented Resilient Multicast ) [67]，LVMR ( Layered Video Multicast with Retransmission ) [62]，RMTP-II[68] などが挙げられる．RMTP は，ACK を用いることによって，送信端末がパケット欠落を検出し，再送を実現している ( Sender-initiated Protocol )．一方，STORM と LVMR では，受信端末が NACK を用いて再送を要求し，欠落からの回復を図っている ( Receiver-initiated Protocol )．RMTP-II では，RMTP が持つ ACK によるパケット欠落検出に，NACK による再送要求を組み合わせることにより，連続メディア転送に対応している．これらのプロトコルでは，送信端末にフィードバック情報が集中する feedback-implosion[69] の問題を解決している．その代表的な解決方法としては，ネットワークを幾つかのサブネットワークに分け，サブネットワーク毎にフィードバック情報を処理する方法がある．

このように，リライアブルマルチキャストプロトコルに関しては，既に多くの研究が行われている．しかし，これらの研究のほとんどは，ネットワークレベル若しくはエンドツーエンドレベルの QoS，すなわち，パケットレベルのスループットや遅延・遅延揺らぎなどを評価対象としている．一方，メディアの最終的な受け手となるユーザの満足度は，これらより上位に位置するアプリケーションレベル QoS との相関が高い．しかし，従来のリライアブルマルチキャスト研究の中に，アプリケーションレベル QoS に関する議論が行われているものはない．

そこで，本章では，RVTR をマルチキャスト通信における問題に対処できるように拡張した MRVTR ( Multicast based on RVTR ) を提案する．MRVTR では，中規模のイントラネット環境を想定する．また，MRVTR は，特別な中間ノードやルータを必要としないエンドツーエンドの制御方法を採用する．このため，既存のネットワークへの適用が容易である．本章では，ビデオと音声を送送する場合を対象として，アプリケーションレベル QoS の観点から MRVTR の有効性を明らかにする．更に，他の受信端末の再送要求により生じる再送トラヒックの影響を大きく軽減するための一方式を提案する．この方式を再送スケーリング方式と呼び，その有効性を確認する．

本章では，まず，小規模ネットワークでの実験により，提案方式の実現可能性を確認するとともに基本性能を明らかにする．更に，提案方式が対象としている中規模ネットワークでの QoS

をシミュレーションにより評価する．また，バッファリング時間とアプリケーションレベル QoS とのトレードオフに関しても議論する．

以下では，まず，RVTR をマルチキャスト通信に拡張した MRVTR を 4.2 節で提案する．4.3 節では，再送スケーリング方式を導入する．更に，4.4 節で QoS 評価方法を説明する．4.5 節で実験結果とその考察を示し，4.6 節でシミュレーション結果の考察を行う．

## 4.2 MRVTR

本節では，RVTR をマルチキャスト通信に適用できるように拡張した MRVTR を提案する．

MRVTR について，まず，フィードバック情報及び再送パケットの送信方法を説明する．本節では，受信端末からのフィードバック情報については，文献 [70] の結果に基づいて，NACK をユニキャストで送信端末に返送する方法を用いる．更に，MU の再送については，全受信端末にマルチキャストする方法 [61] を使用する．

マルチキャスト通信に起こり得る問題として，feedback-implosion がある．これまでの多くの研究では，ネットワークを階層化し，サブネットワーク化することにより，この問題の解決を図っている．しかし，本節ではエンドツーエンドでの制御方法を対象としているので，この方法は用いないこととする．また，これとは別の解決方法として，フィードバック情報を送出する時刻を分散させる方法 [71] や，複数のパケットに対するフィードバック情報を集約する方法 [66] が考えられる．しかし，これらの方法では，フィードバック情報に遅延を与えることになるため，リアルタイム性が要求されるアプリケーションには適さない．したがって，本章では，エンドツーエンドで NACK トラフィック量を制御する方法として，受信端末で再送パケットが間に合うか否かの判断をして，NACK を送信する手法 [62] を用いる．更に，再送トラフィック量を制御することも重要である．そこで，マルチキャスト通信への拡張機能は，NACK トラフィック量の軽減機能と再送トラフィック量の軽減機能の二つに分けられる．

### 4.2.1 NACK トラフィックの軽減

第 3 章で提案した RVTR では，処理の簡単のため，受信側での最大待ち時刻に間に合うか否かの推定を送信端末でのみ行っている．したがって，受信端末は NACK を送信しても間に合わない欠落 MU についても再送を要求するので，NACK トラフィックが不必要に増加するおそれがある．そこで，受信端末においても最大待ち時刻に間に合うか否かの推定を行うことにより，NACK 送信の是非を判断する．

受信端末が，一つのストリームの  $m$  ( $= 1, 2, \dots$ ) 番目の MU を受信し，それより前に受信した最後の MU 番号を  $k$  ( $k < m$ ) とする．ここで， $k$  と  $m - 1$  が異なる場合，受信端末は  $k + 1$  から  $m - 1$  番目の MU が欠落したと判定する．音声メディアストリーム 1，ビデオメディアストリーム 2 とし， $A_m^{(j)}$ ， $P_m^{(j)}$ ， $T_m^{(j)}$ ， $t_m^{(j)}$  を，メディアストリーム  $j$  ( $= 1, 2$ ) の  $m$  番目の MU の，それぞれ，到着時刻，送信時刻，タイムスタンプ及び目標出力時刻とする．また，受信端末における  $t_m^{(j)}$  の推定値を  $\hat{t}_m^{(j)}$  で表し，ラウンドトリップ時間の最小値を  $R_{\min}$  で表す．更に， $m$  番目の MU を受信する直前に出力された MU の番号を  $h$  ( $h \leq k$ ) とする．このとき，これらは次式で与えられる．

$$R_{\min} \leftarrow \min((A_m^{(j)} - P_m^{(j)}) \times 2, R_{\min}) \quad (4.1)$$

$$\hat{t}_m^{(j)} = t_h^{(j)} - T_h^{(j)} + T_m^{(j)} \quad (4.2)$$

更に，*Interval* を新しい MU の発生間隔の推定値とする．推定の対象としている MU を  $n$



$(k + 1 \leq n \leq m - 1)$  番目の MU と仮定する．このとき， $k + 1$  番目から  $m - 1$  番目の MU まで順に，次式が満たされているか否かを判断する．

$$A_m^{(j)} + R_{\min} \leq \hat{t}_m^{(j)} - (m - n - 1) \times Interval$$

$$(n = k + 1, \dots, m - 1) \quad (4.3)$$

式 (4.3) の左辺は，再送 MU の到着時刻の推定値を示している．一方，右辺は  $n + 1$  番目の MU の目標出力時刻の推定値を表しており，これを  $n$  番目の MU の最大待ち時刻としている．したがって，式 (4.3) は，最大待ち時刻に間に合うか否かの判断をしている．ビデオの時間的解像度制御などを適用すると，新しい MU の発生間隔は動的に変更され，一定値にはならない．そこで，この場合，受信端末は，以下の式により新しい MU の発生間隔を推定する．

$$Interval = (T_m^{(j)} - T_k^{(j)}) / (m - k) \quad (4.4)$$

式 (4.4) は，MU 間隔が変動しない場合には，連続する二つの MU のタイムスタンプの差  $\sigma^{(j)} \triangleq T_m^{(j)} - T_{m-1}^{(j)}$  ( $m = 1, 2, \dots$ ) と等しくなる．

式 (4.3) を満たす  $n$  が存在する場合は， $n$  から  $m - 1$  番目の MU は再送が間に合う可能性があると考えられる．そして，これらの MU 番号を NACK の情報に含める．

#### 4.2.2 再送トラヒックの軽減 (NACK 送信制御)

本項では，受信端末がネットワーク状態を監視し，再送が間に合うと判断した場合でも NACK の送信を抑制する NACK 送信制御を提案する．前項の NACK トラヒック量の制御では，NACK トラヒックが送信端末に集中する量を軽減することを目的としているのに対して，NACK 送信制御は，更に再送トラヒック量を制御することを目的としている．

NACK 送信制御では，軽負荷時と重負荷時において，各受信端末が NACK の送信をしないようにする．これは，軽負荷時には，受信状態が良好であるためパケットの欠落が少なく，欠落パケットを回復しなくても，出力品質を高く保つことができるためである．一方，重負荷時には，欠落するパケット数が多く，欠落からの回復が困難であると考えられる．また，軽負荷ネットワークの端末へ悪影響を与えるのを避けるためでもある．特に，本章で扱うような，音声よりもビデオのビットレートが大きい場合には，ビデオトラヒックを制御することが必要となる．そこで，ビデオの再送トラヒックを制御することにより，音声のメディア同期品質を向上させる．

この制御では，各受信端末がネットワークの輻輳状態を推定して NACK を送信するか否かを決定する．本項では，欠落したパケットの再送トラヒック量を制御する方式を考えるため，初回送信 MU 欠落率を用いてネットワーク状態を推定する．ここで，初回送信 MU 欠落率は，初回送信 MU について，5 秒間<sup>1</sup>で欠落を検出した MU 数の本来受信すべき MU 数に対する割合である．これをネットワーク状態の推定に用いるのは，アプリケーションレベル QoS に応じた制御を行うためである．また，実装の簡単のためでもある．この推定は，ビデオストリームについてのみ行われる．

ネットワーク状態を，初回送信 MU 欠落率に基づいて，CONGESTED，LOADED，UNLOADED の三つに分類する．そして，ネットワーク状態及び NACK を送信するか否かは，二つのしきい値 ( $L_{\text{low}}$ ， $L_{\text{high}}$ ) を用いて以下の方法により判定される．

<sup>1</sup>これは，RTCP パケット送出間隔の標準値が 5 秒であることに合わせている．

- $L_{\text{low}} \leq \text{初回送信 MU 欠落率} < L_{\text{high}}$   
ネットワーク状態：LOADED  
NACK の送信は，4.2.1 項の方法に基づいて行われる
- $\text{初回送信 MU 欠落率} < L_{\text{low}}$  または  $L_{\text{high}} \leq \text{初回送信 MU 欠落率}$   
ネットワーク状態：UNLOADED または CONGESTED  
NACK の送信は行われない

### 4.3 再送スケーリング方式

再送スケーリング方式では，一つのビデオストリームを初回送信 MU ストリームと再送 MU ストリームの二つのストリームに分割し，それぞれ，異なるマルチキャストグループに割り当てる．各受信端末は，ネットワーク状態によって，動的にマルチキャストグループへの参加・離脱を行う．文献 [72] でも，同様の方式が提案されているが，連続メディアを対象としていない．そこで，本節では，MRVTR の特徴を考慮した再送スケーリング方式を提案する．ネットワーク状態の推定には，4.2.2 項の NACK 送信制御と同様に，初回送信 MU 欠落率を用いる．

マルチキャストグループへの参加・離脱を行う際には，ルータのルーティングテーブルを書き換えるための処理時間が発生する．このため，参加・離脱に要する時間が，メディア同期品質に及ぼす影響を考慮する必要がある．文献 [73] では，MPEG ビデオを対象にして，階層化マルチキャストの応答特性を調査している．これによると，ルーティングプロトコルとして PIM-SM ( Protocol Independent Multicast-Sparse Mode ) [44]，グループ管理のために IGMPv2 ( Internet Group Management Protocol, version 2 ) [74] を使用した場合，参加に必要とする時間は，約 0.07 秒から約 0.1 秒である．しかし，同じ環境において離脱に要する時間は，約 3.6 秒から約 9.3 秒と時間がかかる．ここで，離脱する場合の方がより長い時間を要するのは，ルータは，受信端末からの離脱信号を受信した後，一定時間待ってからルーティングテーブルを変更するためである．したがって，ネットワーク状態の判別を頻繁に行うと参加・離脱を繰り返してしまう可能性がある．そこで，5 秒間隔で，定期的にネットワーク状態を判別する．

NACK 送信制御では，各受信端末がネットワーク状態を CONGESTED，LOADED，UNLOADED の三つの状態のいずれかであると判定する．そして，LOADED と判定した場合のみ，欠落ビデオ MU に対する NACK を送信端末に返送することができる．したがって，このネットワーク状態の場合は，再送 MU を受信する必要がある．そこで，LOADED の場合のみ再送 MU ストリームのためのマルチキャストグループに参加し，他の状態の場合には離脱する．

### 4.4 QoS 評価方法

本章では，アプリケーションレベル QoS の一つとして，メディア同期品質に注目している．このため，連続メディアの時間的構造の観点から，再送制御方式の有効性を明らかにする必要がある．このとき，ネットワーク遅延や干渉トラヒックだけでなく，端末やルータでの処理遅延なども QoS に影響を及ぼす重要な要因となる．この場合の QoS 評価方法には，シミュレーションと実験とが考えられる．

これまでのマルチキャスト通信に関する多くの研究では，シミュレーション手法による QoS

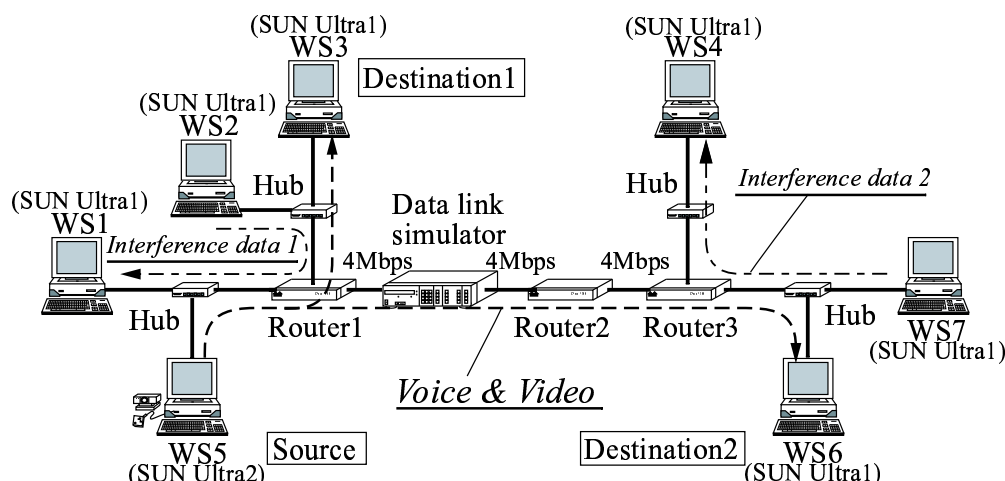


図 4.1: 実験システム構成

評価がほとんどである。しかし、シミュレーションではすべての要因を含めた評価は難しい。そこで、本章では、まず、受信端末数を2とした簡単なネットワークを用いた実験により、提案方式の実現可能性を示すとともに基礎的な性質を明らかにする。

一方で、端末数が更に多い場合の検討も必要である。しかし、これを実験により行うことは、実験機材の都合や実施の複雑さなどのため、容易ではない。そのため、本章では、この場合のQoS評価にはシミュレーションを使用する。

以下では、4.4.1項で、実験におけるシステム構成を説明し、4.4.2項に、シミュレーションにおけるシステム構成を示す。

#### 4.4.1 実験システム構成

実験では、図 4.1 のように7台のワークステーション（以下、WSと略す）を、三つのルータ（Cisco Systems 社製 2514）と一つのデータリンクシミュレータ（ADTECH SX/12）から構成されるネットワークに接続する。メディア発生源のWS5から、メディア出力先のWS3（受信端末1）とWS6（受信端末2）に、JPEGビデオと音声をマルチキャスト送信する。マルチキャスト通信はIPマルチキャストにより実現され、トランスポートプロトコルとしてRTP/UDPを用いる。各ルータは、IGMPv2を用いており、ルーティングプロトコルとしては、複雑なルーティングプロトコルを用いたときの実現可能性を確認するために、PIM-SMを使用する。WS5は、ビデオボード（Parallax Graphics 社製 PowerVideo）を搭載しており、ビデオデッキにより入力された音声とビデオ（表 4.1）をリアルタイムに符号化し送信する。

干渉トラヒックとして、WS2からWS1（負荷データ1）、WS7からWS4（負荷データ2）に向けて負荷データの転送を行う。この送信にはUDPを用いて、固定長（1472バイト）のメッセージを指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることによって、ネットワークにかかる負荷の量を調節する。また、送信した負荷データの総ビット数を送信にかかった時間で割った値を平均負荷とする。なお、本章の実験における負荷データ量は、UDPレベルで測定されるものとする。

本章の実験では、データリンクシミュレータによる付加遅延の値を0msとする。これは、MRVTRでは、イントラネット環境での利用を想定しているためである。なお、本章には示さ

表 4.1: 実験における音声とビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	JPEG 符号化 圧縮方式
表示サイズ (ピクセル)	—	320 × 240
平均 MU サイズ (バイト)	400	3883
平均 MU レート (MU/s)	20.0	
平均 MU 間隔 (ms)	50.0	
平均ビットレート (kbps)	64.0	621.2
測定時間 (秒)	120.0	

ないが，0 ms から 80 ms までの範囲で付加遅延を変更した場合の実験も行っている．この結果，付加遅延が 40 ms 程度の大きさまでは，提案方式が有効に動作することを確認している．

本章における実験では，NACK 送信制御及び再送スケーリング方式で使用する初回送信 MU 欠落率に対するしきい値を， $L_{\text{low}} = 5\%$ ， $L_{\text{high}} = 10\%$  とする．これらの値は， $L_{\text{low}}$  と  $L_{\text{high}}$  について大雑把に選択した次の 5 通りの組み合わせを用いて予備実験を行った結果，最も優れた品質を示していた (2) を採用したものである．(1)  $L_{\text{low}} = 0\%$ ， $L_{\text{high}} = 0\%$ ，(2)  $L_{\text{low}} = 5\%$ ， $L_{\text{high}} = 10\%$ ，(3)  $L_{\text{low}} = 5\%$ ， $L_{\text{high}} = 20\%$ ，(4)  $L_{\text{low}} = 5\%$ ， $L_{\text{high}} = 30\%$ ，(5)  $L_{\text{low}} = 0\%$ ， $L_{\text{high}} = 100\%$ ．なお，これら二つのしきい値の最適値は，ネットワークの負荷状態やメディアの種類によって変化する．本章の予備実験では，大雑把な選択による限られた組み合わせを用いていることから，これら以外にも適したしきい値が存在しうる．

また，初期バッファリング時間  $J_{\text{max}}$  及び最大許容遅延  $\Delta_{\text{al}}$  は，それぞれ，100 ms，300 ms とする．それ以外の RVTR に関するしきい値は，第 3 章におけるそれと同じ値を使用する．

#### 4.4.2 シミュレーションシステム構成

本章では，中規模なイントラネット環境における MRVTR 及び再送スケーリング方式のアプリケーションレベル QoS を評価するために，シミュレーションを用いる．シミュレーションには，ns-2 (network simulator version 2) [75] を使用する．

本章では，1 台のメディア発生源端末に対してメディア出力先が 16 端末存在する場合を考える<sup>2</sup>．そのネットワーク構成を図 4.2 に示す．

図 4.2 における， $Rk$  ( $k = 1, 2, \dots, 16$ ) は，ルータノードを表している．また，MS はメディア発生源端末ノードであり， $MRl$  ( $l = 1, 2, \dots, 16$ ) はメディア出力先端末ノードである．更に，LS1，LS2 を負荷送信端末ノードとし，LR1，LR2 を負荷受信端末ノードとする．各ルータノード間は，伝送速度 2 Mbps，伝送遅延 1 ms の全二重回線で接続される．また，すべてのルータノード・端末ノード間の接続については，伝送速度 10 Mbps，伝送遅延 0.1 ms の全二重回線としている．ノード間を接続しているすべてのリンクは，その入り口に FIFO (First-In First-Out) の待ち行列を持つ．この最大待ち行列長は IP データグラム 8 個分としている．

メディア発生源端末ノード MS は，音声とビデオを，メディア出力先端末ノード  $MRl$  へ，MU を単位としてマルチキャスト配信する．ns では，PIM-SM に相当するマルチキャストプロトコルである Centralized Multicast が用意されている．しかし，このプロトコルは，参加・離脱信号に関する実装が十分ではない．このため，シミュレーションでは，マルチキャストルーティ

<sup>2</sup>1 台のメディア発生源端末に対して，メディア出力先を 2 端末とした場合についてもシミュレーションを行った．その結果は，実験における結果と同様の傾向であった．

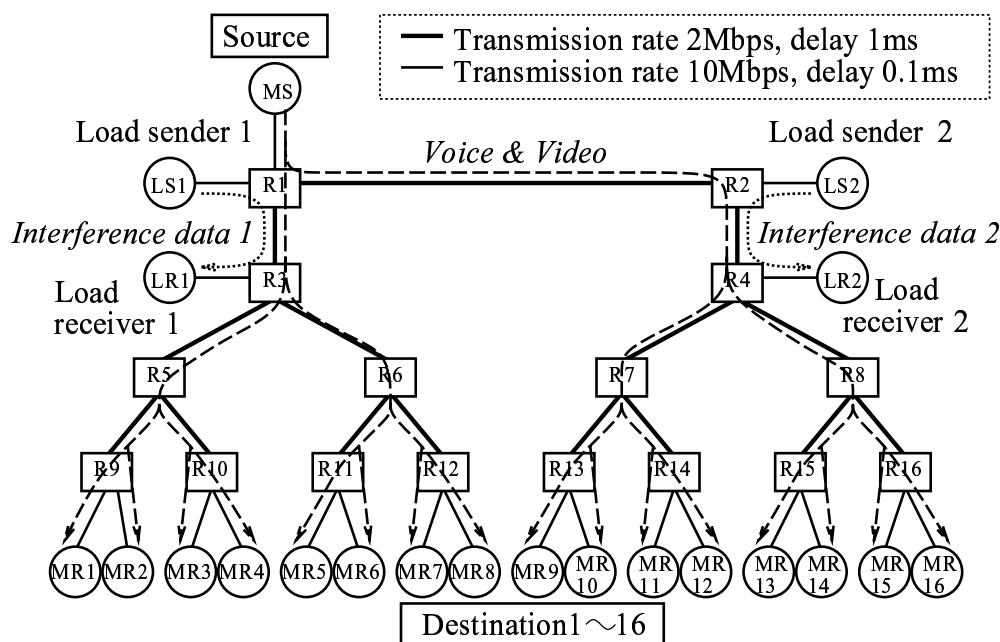


図 4.2: シミュレーションにおけるネットワーク構成

表 4.2: シミュレーションにおける音声とビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	MPEG1 符号 化圧縮方式
ピクチャパターン	—	I ピクチャのみ
表示サイズ (ピクセル)	—	176 × 128
平均 MU サイズ (バイト)	400	1905
平均 MU レート (MU/s)	20.0	
平均 MU 間隔 (ms)	50.0	
平均ビットレート (kbps)	64.0	305.0
測定時間 (秒)	90.0	

ングプロトコルとして, ns に用意されている Dense Mode を使用する. これは, PIM-DM[76] に近いものである. Dense Mode におけるパラメータである prune メッセージのタイマの値は 500 ms とする<sup>3</sup>. Dense Mode では, このタイマがタイムアウトする毎に, ルーティングテーブルを作り直す.

本章のシミュレーションの際に想定した音声及びビデオの仕様を表 4.2 に示す. ここでは, 4.4.1 項の実験システムに比べてネットワーク規模を拡大していることから, ビデオの平均ビットレートを, 表 4.1 のそれより低く設定する. シミュレーションには, 実際の音声とビデオから作成されたトレースファイルを使用する. 音声の各 MU は 400 バイトの固定長とし, ビデオ MU は長さが可変となる.

音声とビデオへの干渉トラヒックとして, 負荷送信端末ノード LS1, LS2 から, それぞれ, 負荷受信端末ノード LR1, LR2 に向けて負荷データの転送を行う. 負荷送信端末ノードは, 1500 バイトの IP データグラムを指数分布に従う間隔で発生し, 送信する. ここで, LS1 が送信す

<sup>3</sup>これは ns の Dense Mode における標準の設定値である.

表 4.3: QoS 比較を行う 4 方式

方式	メディア同期制御	再送制御	マルチキャスト拡張
NC	無	無	無
VTR	有	無	無
RVTR	有	有	無
MRVTR	有	有	有

る負荷を負荷データ 1, LS2 が送信する負荷を負荷データ 2 と呼ぶ。なお, 本章のシミュレーションにおける負荷データ量は, IP レベルで測定されるため, IP ヘッダの大きさが含まれる。

シミュレーションでは, NACK 送信制御, 再送スケーリング方式, 及び RVTR に関する各種しきい値を 4.4.1 項と同じ値に設定する。シミュレーションにおいても, 実験の場合と同様, 五つの  $L_{\text{low}}$ ,  $L_{\text{high}}$  の組み合わせを用いた予備検討を行った結果, (1)  $L_{\text{low}} = 0\%$ ,  $L_{\text{high}} = 0\%$  または (2)  $L_{\text{low}} = 5\%$ ,  $L_{\text{high}} = 10\%$  とした場合の品質が優れていた。そのため, 本章では, 実験の場合と同じ値を採用した。ただし, ネットワークにかかる負荷の大きさによっては, (1) の値を用いたときの品質が, 主観品質には影響のない範囲で (2) の場合のそれを上回ることがある。したがって, しきい値の最適化については, 更なる検討が必要である。

## 4.5 実験結果と考察

本節では, まず, MRVTR の実現可能性を示すため, QoS 評価実験を行った結果を示す。次に, MRVTR の性能を更に改善する再送スケーリング方式の QoS 評価実験の結果を示す。

### 4.5.1 MRVTR の QoS 評価

実験では, まず, MRVTR の有効性を示すために, メディア同期制御, 再送制御, マルチキャスト通信への拡張の有無による組み合わせからなる 4 方式の QoS 比較を行う。

表 4.3 において, NC (No Control) は再送制御及びメディア同期制御を行わない方式を示す。VTR は 3 章で提案した拡張 VTR メディア同期アルゴリズムによるメディア同期制御のみを行う方式を示している。つまり, この方式では, 再送制御は行われない。RVTR は 3 章の RVTR をそのままマルチキャスト通信に適用したものである。この方式は, MU の再送をマルチキャストにより行うものの, 4.2 節で説明している NACK トラフィック量の軽減機能及び NACK 送信制御を用いない。したがって, RVTR は feedback-implosion などのマルチキャスト通信における問題に対応していない。一方, MRVTR は, そのような問題に対処するために, 4.2 節の拡張機能をすべて適用した方式を表す。

マルチキャスト環境では, 様々なネットワーク状態が考えられるが, 本章における実験では, 両受信端末でのネットワーク負荷が等しい場合を想定する<sup>4</sup>。これは, 負荷の影響を受ける端末が多い環境における MRVTR の有効性を確認するためである。図 4.1 の負荷データ 1 及び負荷データ 2 については, 平均負荷を 5.5 Mbps から 8.0 Mbps まで同じように変化させる。

平均負荷に対する音声の出力間隔の変動係数を図 4.3 に示し, 音声の平均 MU レートを図 4.4 に示す。これらは, 受信端末 1 における測定結果である。

図 4.3 より, 平均負荷が約 6.0 Mbps 以上の範囲において, 再送制御を行う MRVTR と RVTR

<sup>4</sup>ネットワーク負荷が異なる場合の実験結果は, 文献 [77] に示されている。

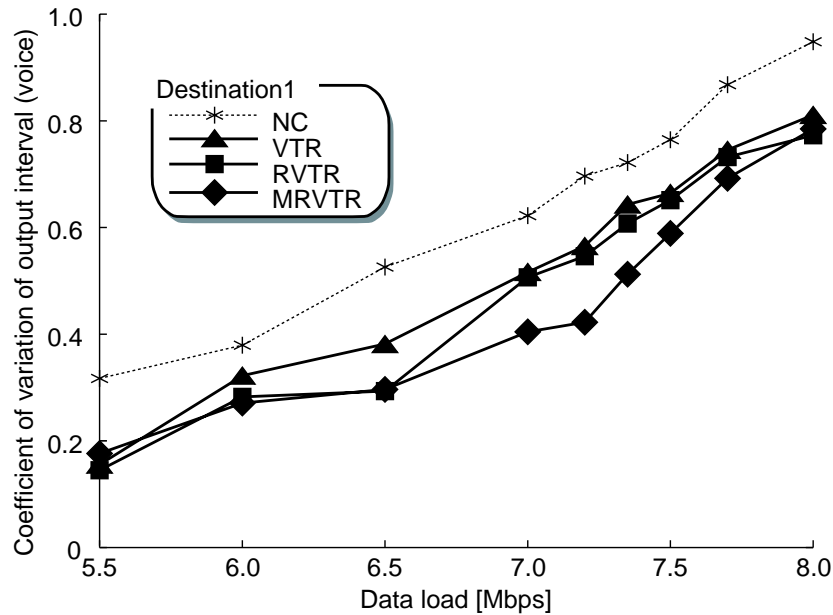


図 4.3: 音声出力間隔の変動係数（実験結果）

の音声の出力間隔の変動係数が VTR のそれよりも小さくなっていることが分かる．このことから，その負荷領域においては，再送制御が有効に働いているといえる．更に，平均負荷が約 7.0 Mbps 以上の範囲では，MRVTR の変動係数が，RVTR のそれよりも小さくなっている．これは，欠落したビデオ MU に対する NACK の送信制御を行うことによって，ビデオ MU の再送トラヒックを抑え，音声 MU の欠落を防いでいるためである．

図 4.4 では，平均負荷が 6.0 Mbps あたりから 7.7 Mbps 程度するとき，再送制御を行う MRVTR と RVTR の MU レートは，再送制御を行わない VTR のそれよりも大きくなっている．これは，音声 MU の再送により，出力される MU の数が多くなっているためである．更に，平均負荷が約 7.0 Mbps 以上になると，RVTR よりも MRVTR の MU レートが大きくなっている．これは，NACK 送信制御によりビデオの再送量が減少し，再送トラヒックの影響を軽減しているためである．

なお，ビデオについても同様に測定を行ったが，四つの方式間に差はほとんど見られなかった．

主観評価では，ビデオに関しては，MRVTR，RVTR，VTR の 3 方式間に差は感じられなかった．一方，音声については，平均負荷が約 7.3 Mbps 以上のとき，3 方式間に差が認められた．VTR，RVTR，MRVTR の順に途切れの発生頻度が少なくなり，MRVTR の音声出力が最も良好であった．

更に，受信端末 2 についても測定した結果，全体的に受信端末 1 よりも品質が低下していたが，方式間の関係については，同様の結果であった．

#### 4.5.2 再送スケーリング方式の QoS 評価

前項の結果から，マルチキャスト通信に対応できる MRVTR の実現可能性と有効性を確認した．しかし，MRVTR では，マルチキャスト再送を用いているため，他の受信端末の再送要求により生じる再送トラヒックの影響を大きく軽減することができない．そこで，本項では，この問題点を解決する再送スケーリング方式の品質を実験により評価する．

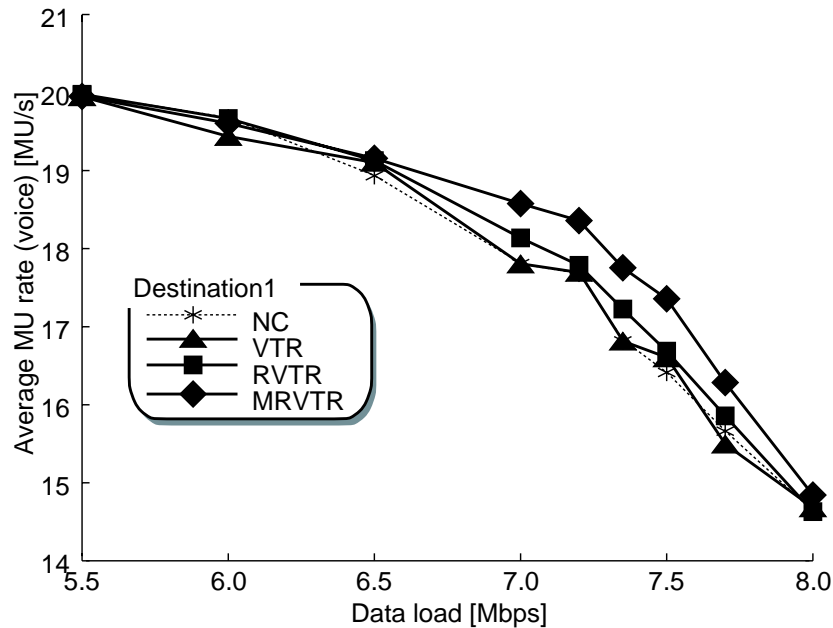


図 4.4: 音声平均 MU レート (実験結果)

本項で比較対象とする方式は，前節で最も優れた品質を示していた MRVTR と，それに再送スケールリングを適用した方式である MRVTR/RS の 2 方式とする．

実験では，負荷データ 1 の平均負荷を 6.5 Mbps と固定し，負荷データ 2 のそれを 6.5 Mbps から 8.0 Mbps まで変化させた．負荷データ 2 の平均負荷に対する受信端末 2 での音声出力間隔の変動係数を図 4.5 に示す．

図 4.5 から，今回測定したすべての平均負荷において，MRVTR の変動係数よりも，MRVTR/RS のそれの方が小さい値を示していることが分かる．これは，再送スケールリングによって，受信端末 2 が再送 MU ストリームのマルチキャストグループから離脱し，受信端末 1 が要求した再送ビデオ MU トラヒックの影響を軽減しているためである．したがって，この負荷領域では，再送スケールリング方式を適用することによって，音声出力をなめらかに保つことができる．

なお，ビデオの出力間隔の変動係数についても測定した．その結果，音声と同等の結果が得られた．

以上の結果より，提案方式は実現可能であり，2 端末の場合には有効に動作することが分かった．



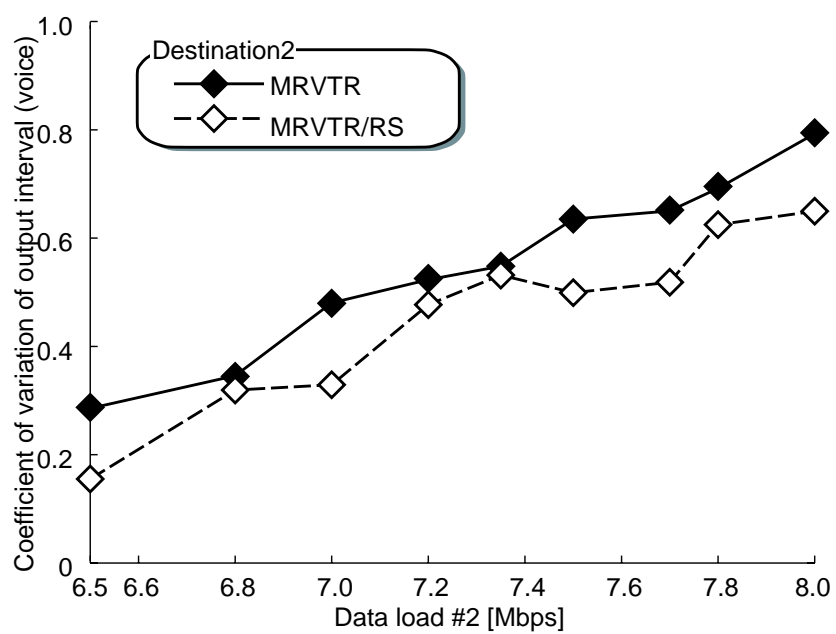


図 4.5: 音声出力間隔の変動係数 (再送スケーリング方式)

## 4.6 シミュレーション結果と考察

本節では、4.4.2 項で述べた 16 端末に対するシミュレーション結果を示す。

シミュレーションでは、4.5 節の実験で扱った五つの方式に、RVTR に再送スケールリング方式を適用した RVTR/RS を加えて、計 6 方式を扱う。

図 4.2 の負荷データ 1 について、平均負荷を 1.0 Mbps に固定する。一方、負荷データ 2 では、平均負荷を 1.0 Mbps から 1.9 Mbps まで変化させる。

本節におけるシミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 10 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、10 個の測定値の平均値である。また、これら 10 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している。

図 4.2 のネットワーク構成では、MR1 から MR8 と、MR9 から MR16 とは、それぞれ同じ結果を示す。この理由は次のとおりである。ルータノード R3 以下のノードには、ボトルネックリンクが存在しない。また、ルータノード R3 より下流に存在する MR1 から MR8 は、等しいホップ数でこのルータに接続されている。したがって、これらの端末では、端末間の品質差が発生しない。これと同様に、MR9 から MR16 の間にも品質差は存在しない。このことから、本章では、MR1 と MR9 の二つの端末におけるアプリケーションレベル QoS に注目する。

以下では、まず、負荷データの影響が大きい MR9 におけるアプリケーションレベル QoS について考察する。次に、負荷データの影響が小さい MR1 での結果について議論する。

### 4.6.1 負荷トラヒックの影響が大きい端末での評価

図 4.6 から図 4.10 にかけて、MR9 におけるシミュレーション結果を示す。

図 4.6 は、負荷データ 2 の平均負荷に対する音声の出力間隔の変動係数を示している。図 4.7 に、図 4.6 と同様にしてビデオの出力間隔の変動係数を示す。また、図 4.8、図 4.9 は、負荷データ 2 の平均負荷に対する、それぞれ、音声、ビデオの MU 欠落率を表している。更に、図 4.10 には、NACK 送信制御を用いる二つの方式 MRVTR 及び MRVTR/RS について、MU 欠落検出時におけるネットワーク状態の判定割合を示す。これは、一台のメディア出力先端末が検出したすべての MU 欠落に対して、その検出時に、メディア出力先端末が三つのネットワーク状態 CONGESTED、LOADED 及び UNLOADED のうちの状態と判定したかの割合を示すものである。

図 4.6 から、負荷データ 2 の平均負荷が約 1.5 Mbps を越える領域において、MRVTR の音声の出力間隔の変動係数が、VTR のそれに比べて小さくなっていることが分かる。これは、MRVTR では、NACK 送信制御により、ビデオ MU の再送が少なくなることから、音声 MU を再送するための帯域を確保できるためである。これにより、MRVTR では、音声 MU を効率的に回復できる。このことは、図 4.8 の音声 MU 欠落率において、MRVTR 及び MRVTR/RS の欠落率が 0 %に近い値となっていることから分かる。

一方、図 4.6 に示されるすべての負荷の領域において、RVTR の音声の出力間隔の変動係数は、他方式のそれよりも大きくなっている。この理由は次の通りである。RVTR において、メディア出力先は MU の欠落を検出すると、メディア発生源に向けて NACK パケットを送信する。本章で用いたネットワーク構成では、8 端末が同時にパケット欠落を検出するため、8 個の NACK パケットが連続してメディア発生源に到着する。これを受け取ったメディア発生源では、要求された再送 MU がその出力に間に合うかどうかのみを判定し、NACK の重複は判断しない。このため、同一の再送 MU が八つ連続してメディア発生源から送信される。この再送 MU が、初回送信 MU の転送の妨げとなってしまうため、RVTR では出力間隔の変動係数が大

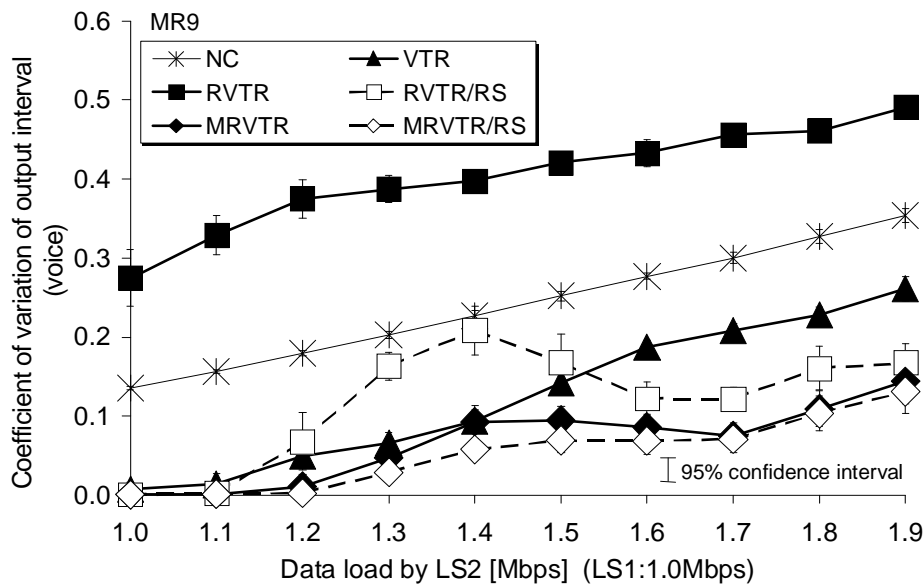


図 4.6: 音声出力間隔の変動係数 (MR9)

きくなる。

なお、RVTRにおいて、初回送信音声 MU が欠落する確率は、負荷データ 2 の平均負荷が 1.0 Mbps のときに約 19 %、1.9 Mbps のときに約 33 %であった。一方、他方式では、それが 10 %を越えることはなかった。

また、図 4.6 では、今回調べたほぼすべての負荷の範囲で、MRVTR/RS の音声出力間隔の変動係数は、他方式と同等あるいはそれより小さな値を取っている。これは、MRVTR/RS では、NACK 送信制御に加えて再送スケーリング方式を採用しているためである。これにより、ビデオ再送 MU によるトラヒックの影響を MRVTR 以上に受けにくくなる。

更に、図 4.6 から、RVTR/RS の音声出力間隔の変動係数は、負荷データ 2 の平均負荷が 1.4 Mbps 程度のときに最も大きな値を取っていることが分かる。これは、RVTR/RS では、この負荷状態のときに、再送 MU のためのマルチキャストグループに参加するためである。これにより、再送トラヒックが増えるため、初回送信 MU の転送が妨げられてしまう。

図 4.7 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、RVTR のビデオの出力間隔の変動係数は、他方式のそれに比べて大きな値となっていることが分かる。これは、音声の場合と同様の理由による。図 4.7 において、RVTR/RS のビデオ出力間隔の変動係数が、RVTR のそれに比べて小さくなっているのは、RVTR/RS では、再送スケーリング方式により、初回送信 MU の欠落が多く発生するときには、ビデオ再送 MU のためのマルチキャストグループに参加しないためである。この場合には、ルータノード R2・R4 間に、RVTR の場合ほどはビデオの再送 MU が流れないことから、初回送信 MU に対する干渉トラヒックが RVTR の場合に比べて少なくなる。

図 4.9 では、図に示されるすべての負荷領域で、RVTR/RS のビデオ MU 欠落率が、RVTR のそれに次いで高くなっている。これは、ns 上のマルチキャストルーティングプロトコルである Dense Mode では、prune メッセージのタイマの設定値である 500 ms 毎に、ルーティングテーブルを作り直すからである。ルーティングテーブル更新時には、ルータは、マルチキャストグループに含まれるパケットをすべての下流ノードにブロードキャストする。そして、ルータは、そのパケットを必要としないノードが送信する prune メッセージにより、そのノードをルーティングテーブルから削除し最適化する。RVTR/RS では、このときブロードキャストさ

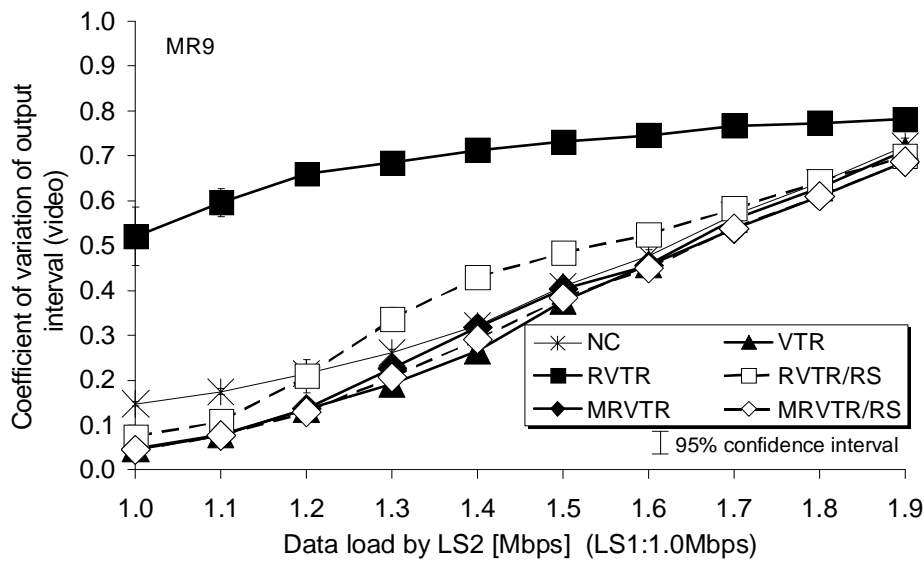


図 4.7: ビデオ出力間隔の変動係数 ( MR9 )

れるパケットが干渉トラヒックとなるため、MU 欠落率が高くなる。

また、図 4.9 からは、今回調べたすべての負荷領域において、再送制御を行わない NC 及び VTR のビデオの MU 欠落率が、他方式のそれと同等かそれより小さくなっていることが分かる。このことから、ネットワーク状態によっては、MU の再送を行わないことが、ビデオ品質の面で有利に働くといえることができる。

図 4.10 から、負荷データ 2 の平均負荷がおおよそ 1.2 Mbps から 1.6 Mbps 程度までの範囲で、MRVTR 及び MRVTR/RS は、ネットワーク状態を LOADED と判定し、欠落ビデオ MU に対する NACK を送信することが分かる。また、LOADED と判定される割合は、MRVTR、MRVTR/RS とともに、負荷データ 2 の平均負荷が 1.4 Mbps あたりのときに最大となっている。一方、負荷データ 2 の平均負荷が 1.7 Mbps 程度以上のときには、MRVTR 及び MRVTR/RS のいずれも、ネットワーク状態をほぼ常に CONGESTED と判定していることが分かる。また、MRVTR と MRVTR/RS とを比較すると、負荷データ 2 の平均負荷が約 1.2 Mbps から 1.5 Mbps あたりまでの範囲で、MRVTR/RS の CONGESTED と判定される割合は、MRVTR のそれに比べて小さくなっている。これは、MRVTR/RS では再送スケール方式を併用していることから、不必要な再送トラヒックを MRVTR に比べて更に削減できるためである。

一方、MRVTR と RVTR について、各シミュレーション期間において、初回送信されるビデオトラヒック量（オリジナルのビデオ情報量）と、再送ビデオトラヒックの発生量を調査した。その結果、負荷データ 2 の平均負荷が 1.4 Mbps 程度以上の領域で、RVTR では、初回送信されるビデオトラヒックに対して約 10 倍ものビデオ再送トラヒックが発生することが分かった。一方で、MRVTR においては、負荷データ 2 の平均負荷が 1.4 Mbps 程度の場合に、最もビデオ再送トラヒックが多くなり、その量は初回送信されるビデオトラヒックの 1/4 程度であった。また、MRVTR では、図 4.10 からネットワーク状態が LOADED と判定されることがほとんどないといえる負荷データ 2 の平均負荷が約 1.1 Mbps 以下若しくは 1.7 Mbps 程度以上の範囲で、ビデオ再送トラヒックはほとんど流れていなかった。これらのことから、MRVTR は、RVTR に比べてビデオ再送トラヒックの発生を大幅に抑えることができているといえる。

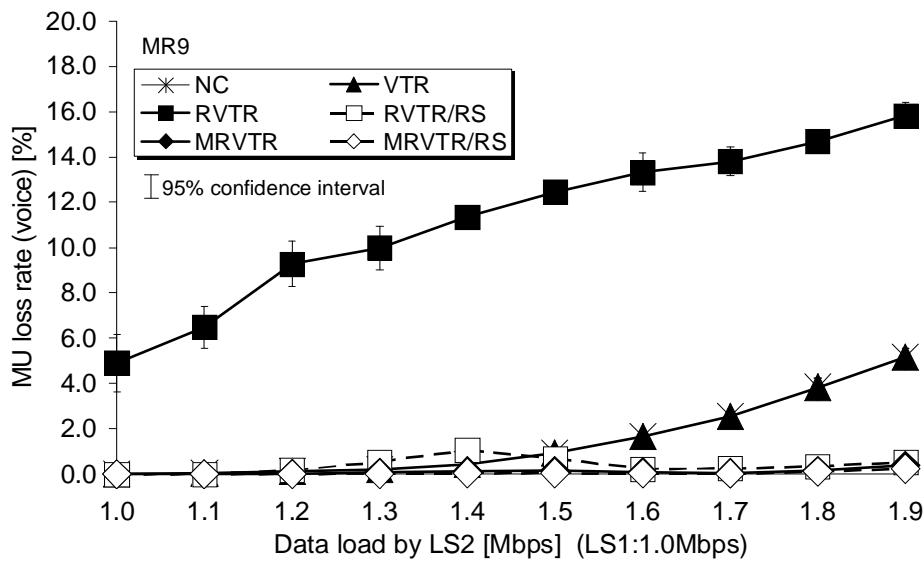


図 4.8: 音声 MU 欠落率 (MR9)

#### 4.6.2 負荷トラヒックの影響が小さい端末での評価

図 4.11 は、負荷データ 2 の平均負荷に対する MR1 における音声の出力間隔の変動係数を示しており、図 4.12 は、ビデオのそれを示している。

図 4.11, 図 4.12 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、RVTR の音声及びビデオの出力間隔の変動係数が、他方式のそれに比べて大きくなっていることが分かる。これは、RVTR では、負荷の影響が大きい MR9 から MR16 によって送出された NACK パケットに対する再送 MU の影響を受けるためである。一方、RVTR/RS では、MR1 は置かれている負荷状態においては、再送のためのマルチキャストグループに参加しないことから、そのような再送 MU の影響を小さくできる。

更に、図 4.11 では、今回測定したすべての負荷の範囲で、VTR, MRVTR, MRVTR/RS の音声の出力間隔の変動係数は、ほぼ 0 となっている。これは、MRVTR 及び MRVTR/RS では、音声の出力品質に影響するほどには再送 MU が発生しないためである。また、VTR については、MR1 の負荷状態では、初回送信音声 MU の欠落がほとんど発生しないことによる。

図 4.12 では、負荷データ 2 の平均負荷が 1.2 Mbps 程度を越える領域で、MRVTR 及び MRVTR/RS のビデオの出力間隔の変動係数が、VTR のそれに比べてやや大きくなっている<sup>5</sup>。この理由を説明する。MRVTR において、このような負荷状態では、MR9 から MR16 でビデオ MU の欠落が発生する。このことは、図 4.9 に示される MR9 のビデオ MU 欠落率で確認することができる。このとき、MR9 から MR16 は、ネットワーク状態が LOADED と判断した場合に、ビデオ MU の再送を要求する。しかし、ネットワークがそれほど混雑していない場合でも、MU の再送時には、8 個の再送 MU が連続してルータノードに入力されることから、初回送信 MU の転送に影響を及ぼしてしまう。したがって、ビデオの出力間隔の変動係数が大きくなる。

<sup>5</sup>ただし、この差は、主観的にはほとんど認められない程度である。

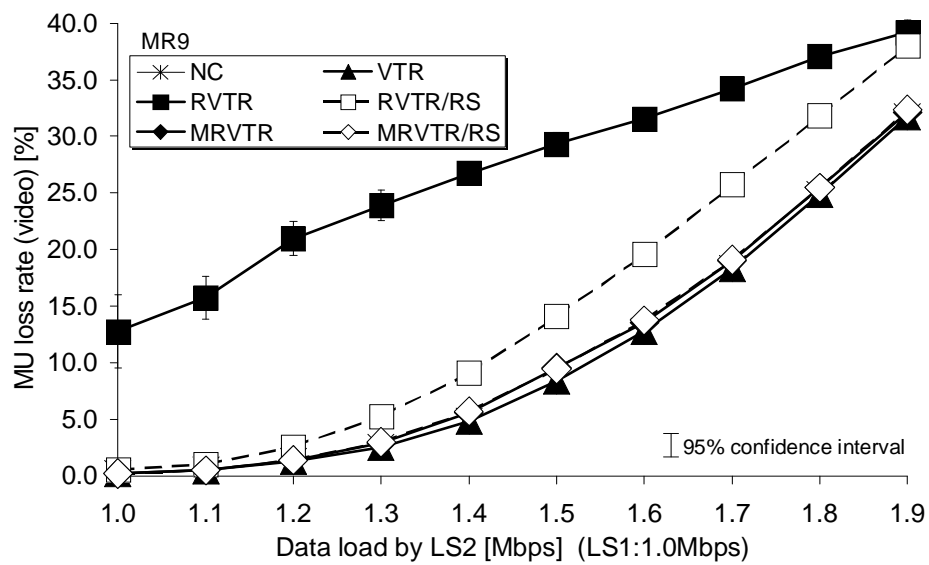


図 4.9: ビデオ MU 欠落率 (MR9)

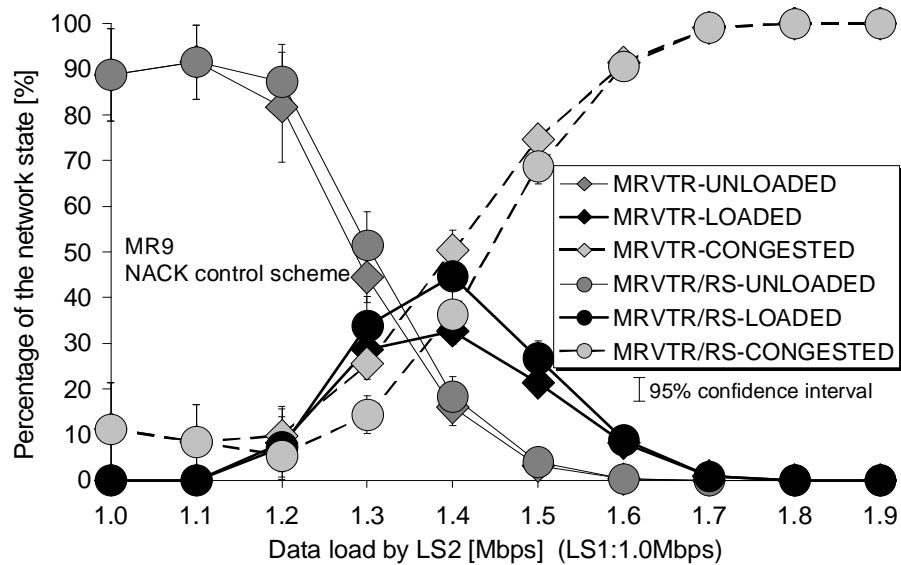


図 4.10: NACK 送信制御によるネットワーク状態の判定割合 (MR9)

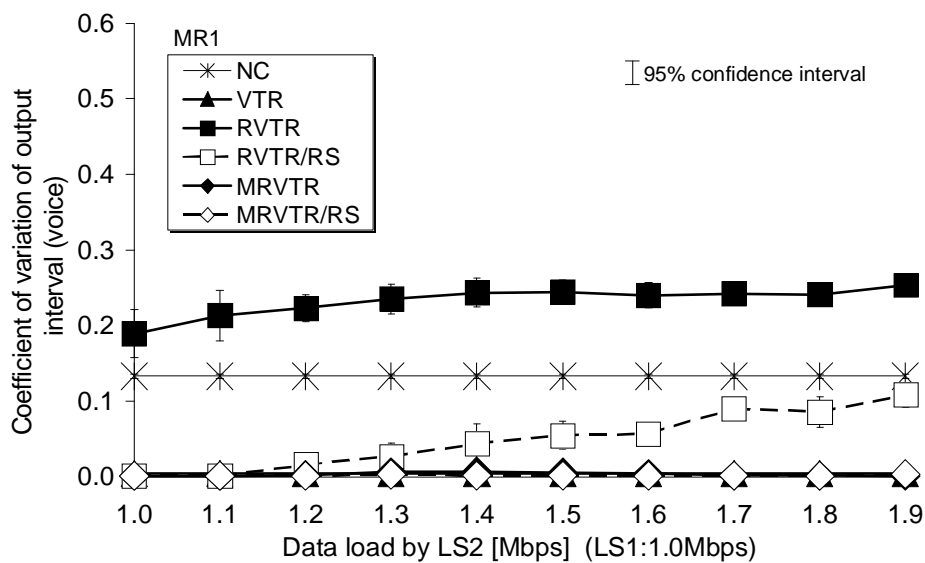


図 4.11: 音声出力間隔の変動係数 ( MR1 )

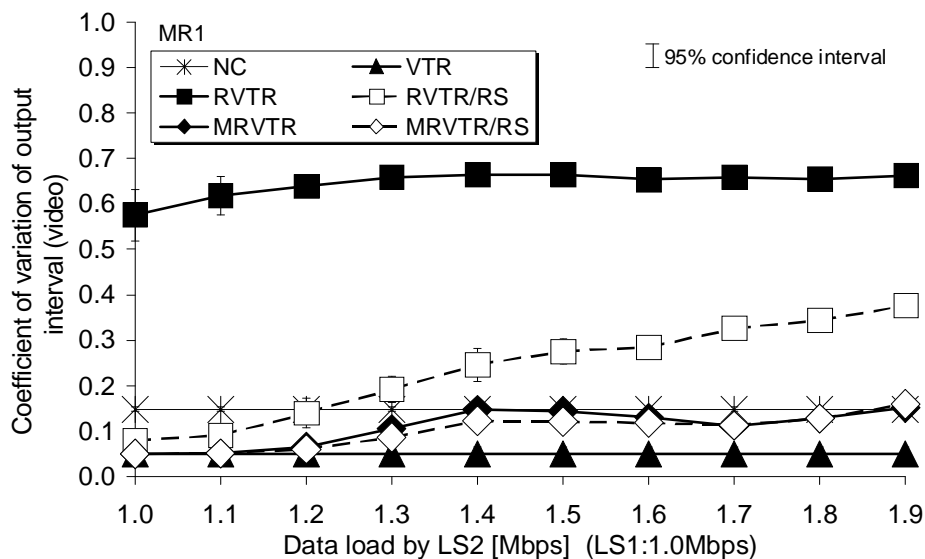


図 4.12: ビデオ出力間隔の変動係数 ( MR1 )

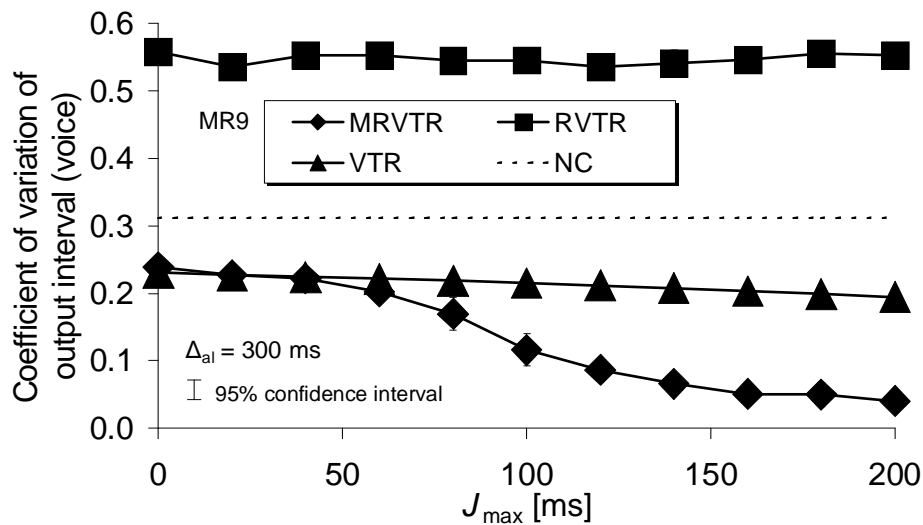


図 4.13:  $J_{\max}$  に対する音声出力間隔の変動係数 (MR9)

#### 4.6.3 バッファリング時間によるトレード オフの評価

ライブ音声・ビデオを転送する場合には，リアルタイム性の観点から，メディアの発生から出力までの遅延を小さくする必要がある．一方で，再送制御は，バッファリング時間が大きい（つまり，出力までの遅延が大きい）ほど有効に動作する．したがって，再送制御による QoS の改善とリアルタイム性とはトレード オフの関係にあるといえる．そこで，本項では，リアルタイム性に影響を及ぼすバッファリング時間とアプリケーションレベル QoS との関係を調査する．

シミュレーションでは，初期バッファリング時間  $J_{\max}$  及び最大許容遅延  $\Delta_{al}$  をそれぞれ変化させることでバッファリング時間を調節する．まず， $\Delta_{al}$  を 300 ms に固定し， $J_{\max}$  を 0 ms から 200 ms まで変化させる．次に， $J_{\max}$  を 100 ms に固定し， $\Delta_{al}$  を ITU-T 勧告 G.114 において条件付きで許容可能とされている遅延の範囲である 150 ms から 400 ms まで変化させる [64]．

なお，本節では，再送スケーリング方式を除いた 4 方式のアプリケーションレベル QoS を比較する．

#### MR9 における結果

図 4.13 から図 4.16 にかけて，MR9 におけるシミュレーション結果を示す．

図 4.13 に， $\Delta_{al}=300$  ms とした場合における， $J_{\max}$  の設定値に対する音声の出力間隔の変動係数を示す．また，図 4.14 は，図 4.13 と同様にして音声の平均 MU 遅延を表している．更に，図 4.15 は， $J_{\max}=100$  ms とした場合における， $\Delta_{al}$  の設定値に対する音声の出力間隔の変動係数であり，図 4.16 は音声の平均 MU 遅延である．

図 4.13 から，今回調べた  $J_{\max}$  の範囲では，RVTR の音声出力間隔の変動係数は， $J_{\max}$  の値に関わらずほぼ一定であり，他方式と比べて最も大きいことが分かる．更に，図 4.14 では，RVTR の音声平均 MU 遅延が， $\Delta_{al}$  の値である 300 ms あたりでほぼ一定となっている．この理由は次の通りである．RVTR では，欠落ビデオ MU に対する NACK を制御する仕組みを持たないことから，ビデオ再送 MU が大量に発生する．このため，音声 MU の転送が妨げられ，その欠落が多く発生する．音声 MU が出力に間に合わない場合，拡張 VTR アルゴリズムでは



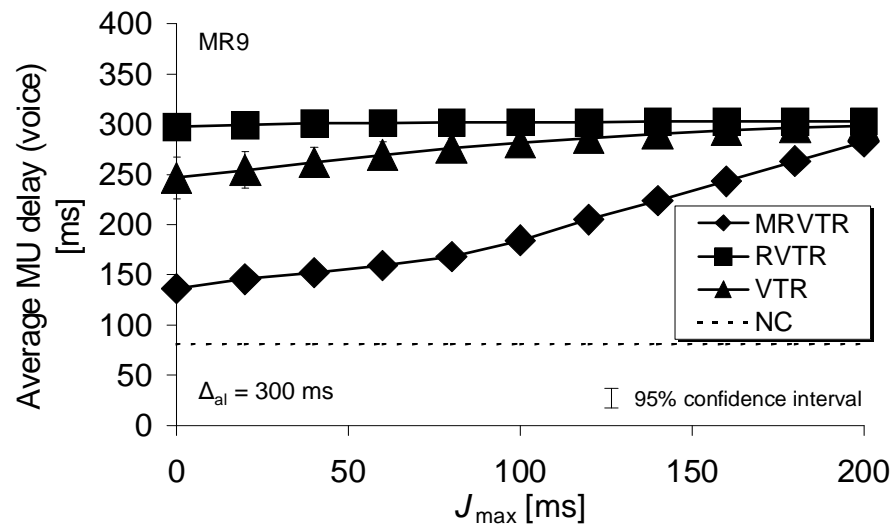


図 4.14:  $J_{\max}$  に対する音声平均 MU 遅延 (MR9)

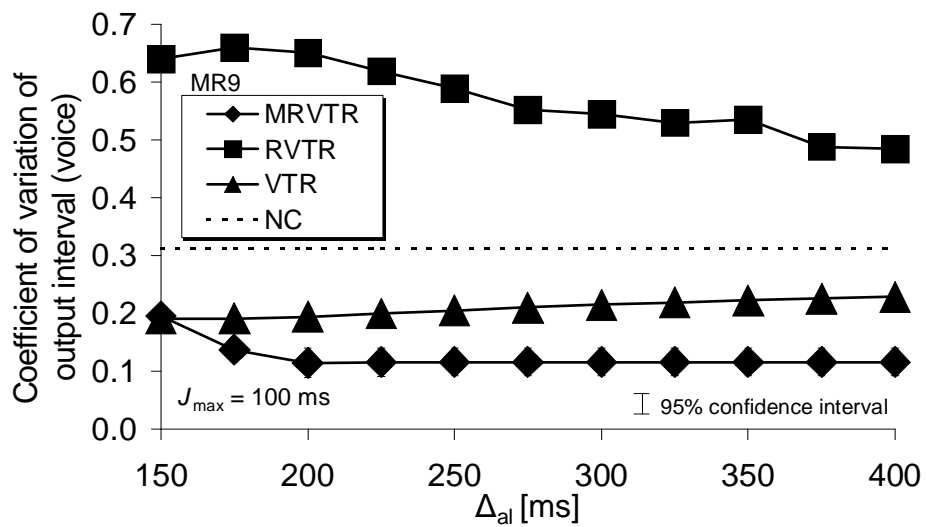


図 4.15:  $\Delta_{al}$  に対する音声出力間隔の変動係数 (MR9)

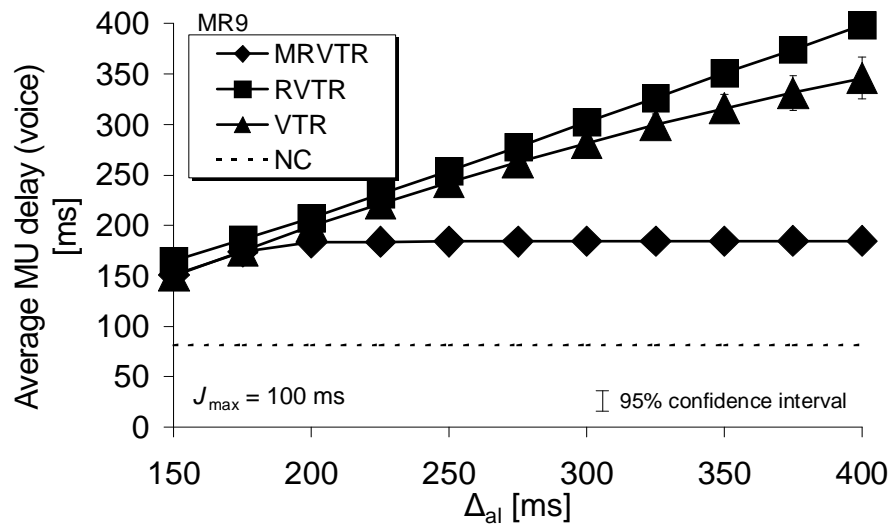


図 4.16:  $\Delta_{al}$  に対する音声平均 MU 遅延 (MR9)

バッファリング時間を増加させる．しかし，そのバッファリング時間の増加は， $\Delta_{al}$  により制限される．したがって，この負荷状態において，RVTR では，ほぼ常に，バッファリング時間が  $\Delta_{al}$  で制限される最大値で一定となる．

また，図 4.13 では， $J_{max}$  の設定値を大きくするにつれて，MR9 における MRVTR の音声出力間隔の変動係数が小さくなっている．この理由を説明する．高負荷時において，MRVTR では，NACK 送信制御により，欠落ビデオ MU に対する NACK の送信が抑制されることから，音声 MU を再送するための帯域を確保できる．また， $J_{max}$  が大きくなるにつれてバッファリング時間が大きく設定されることから，音声 MU の再送が成功する可能性が高まる．更に，バッファリング時間が大きくなることで，より大きなネットワーク遅延揺らぎを吸収できる．これらにより，MRVTR では， $J_{max}$  を大きくすることで出力間隔の変動係数を小さくできる．事実，図 4.14 では， $J_{max}$  の増加につれて，MRVTR の音声平均 MU 遅延は増加している．

図 4.15 から， $\Delta_{al}$  の値を大きくするほど，RVTR の音声の出力間隔の変動係数は小さくなっていることが分かる．これは，RVTR では， $\Delta_{al}$  が大きくなるほどバッファリング時間が増え，音声 MU の再送が成功する可能性が高まるためである．しかし，図 4.15 では， $\Delta_{al}$  を 400 ms に設定したとしても，RVTR の音声の変動係数は，他方式のそれに比べて最も大きな値となっている．

また，図 4.15 では， $\Delta_{al}$  が 200 ms 以上のときに，MRVTR の音声出力間隔の変動係数は，0.1 程度の値を維持し続けている．更に，図 4.16 から，MRVTR の音声平均 MU 遅延は， $\Delta_{al}$  が 200 ms 以上のときにほぼ一定の値となっている．したがって，MRVTR では， $\Delta_{al}$  の値はバッファリング時間に大きな影響を及ぼさないといえる．

なお，ここには示していないが， $J_{max}$  及び  $\Delta_{al}$  のどちらを変化させた場合についても，すべての方式で，MR9 におけるビデオ出力間隔の変動係数に，これらの設定値による影響はほとんどなかった．

## MR1 における結果

図 4.17 から図 4.21 にかけて，MR1 におけるシミュレーション結果を示す．

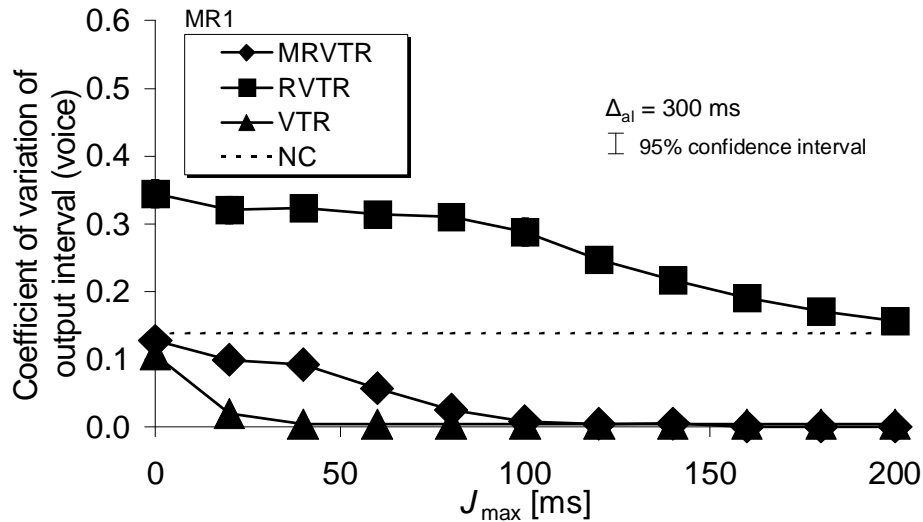


図 4.17:  $J_{\max}$  に対する音声出力間隔の変動係数 (MR1)

図 4.17 に、 $\Delta_{al}=300$  ms とした場合における  $J_{\max}$  の設定値に対する音声出力間隔の変動係数を示し、図 4.18 には、ビデオのそれを示す。また、図 4.19 は、図 4.17 と同様にして音声の平均 MU 遅延を表している。更に、図 4.20 は、 $J_{\max}=100$  ms とした場合における、 $\Delta_{al}$  の設定値に対するビデオ MU 欠落率であり、図 4.21 は音声の平均 MU 遅延である。ここにはビデオの平均 MU 遅延を示さないが、NC 以外の方式では、高いメディア間同期品質のため、音声の平均 MU 遅延とほぼ同様の傾向を示していた。

図 4.17 から、 $J_{\max}$  の増加につれて、MRVTR、RVTR 及び VTR の音声出力間隔の変動係数は減少することが分かる。また、この図では、VTR で  $J_{\max}$  を 40 ms より大きな値に設定した場合、ならびに MRVTR で 100 ms 以上の値を  $J_{\max}$  に設定した場合に、出力間隔の変動係数はほぼ 0 になっている。この理由は次の通りである。MR1 における負荷トラヒック量は、MR9 ほど重くはない。そのため、RVTR においても、バッファリング時間が初期バッファリング時間から大幅に増加することはない。したがって、 $J_{\max}$  の値の増加につれて、MR1 における MRVTR、RVTR 及び VTR のバッファリング時間は増加する。これにより、これらの方式の MR1 における出力間隔の変動係数は、 $J_{\max}$  の値の増加にしたがって減少する。

図 4.18 から、MRVTR 及び VTR のビデオの出力間隔の変動係数は、小さな値でほぼ一定となる。これは、これらの方式では、ビデオ MU の再送が行われなかったためである。MRVTR では、この負荷状態では、MR9 から MR16 がネットワーク状態を CONGESTED と判断する一方で、MR1 から MR8 はネットワーク状態を UNLOADED と判断する。そのため、すべてのメディア出力先端末は、欠落ビデオ MU に対する NACK の送信を行わない。一方、この図では、 $J_{\max}$  の値の増加に伴って、RVTR の出力間隔の変動係数がわずかに減少する。

図 4.19 では、RVTR の音声平均 MU 遅延は、 $\Delta_{al}=300$  ms の制限により飽和することはない。これは、MR1 における RVTR のバッファリング時間が、大きくは増加しないためである。

図 4.20 から、 $\Delta_{al}$  の増加につれて、RVTR のビデオ MU 欠落率が増加していることが分かる。更に、図 4.21 では、 $\Delta_{al}$  の増加に伴い、RVTR の音声平均 MU 遅延が増加している。これは、 $\Delta_{al}$  が増加するにつれて、MR9 から MR16 における RVTR のバッファリング時間が増加するためである。これらの端末のバッファリング時間が増加すると、メディア発生源端末が、MR9 から MR16 によって要求された MU の再送がその制限時刻までに間に合うと判断するように

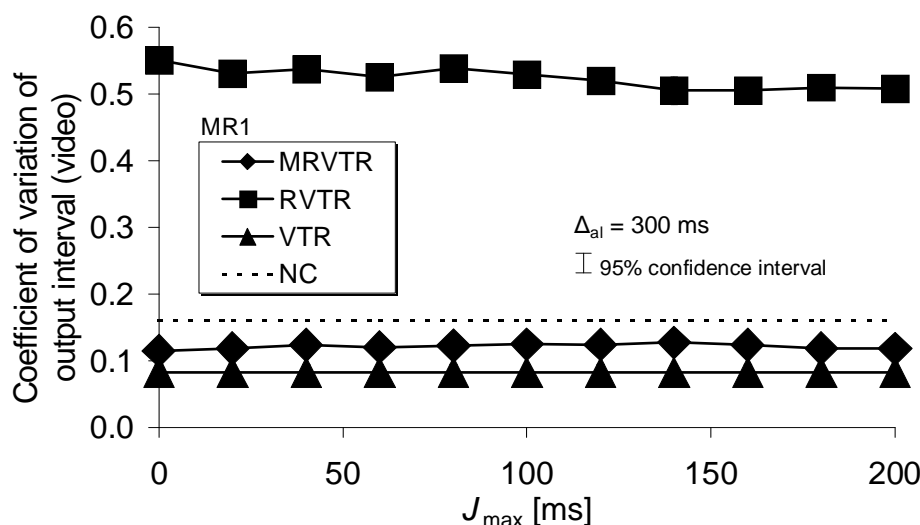


図 4.18:  $J_{\max}$  に対するビデオ出力間隔の変動係数 (MR1)

なる．このことは，多くの再送 MU 送信を生じさせ，新送 MU の送信に影響を及ぼす．このため，MR1 においても，多くの MU 欠落が生じる．したがって， $\Delta_{al}$  の増加につれて，RVTR のビデオ MU 欠落率ならびに音声平均 MU 遅延は増加する．

また，図 4.20 から，今回調べたすべての  $\Delta_{al}$  の値について，MRVTR のビデオ MU 欠落率が，RVTR のそれに比べて大幅に小さく，ほぼ一定の値となっていることが分かる．更に，図 4.21 では， $\Delta_{al}$  が 175 ms より大きいときに，MRVTR の音声平均 MU 遅延がほぼ一定の値となっている．これは，すべてのメディア出力先端末において， $\Delta_{al}$  がバッファリング時間に大きな影響を与えることはないためである．

## 4.7 むすび

本章では，RVTR をマルチキャスト通信に高効率に対応できるように拡張した MRVTR を提案した．そして，実験及びシミュレーションによるアプリケーションレベル QoS 評価を通じて，メディア同期制御，再送制御，及び拡張機能の一つである NACK 送信制御の有無が QoS に及ぼす影響を調査した．その結果，MRVTR が他方式よりも音声のメディア同期品質に優れていることが分かった．また，NACK 送信制御は，受信状態が良好な端末への負荷トラヒック及び再送トラヒックの影響を軽減できるだけでなく，高負荷時には，ネットワーク負荷の大きい端末の QoS を改善できることも確認した．

更に，一つのビデオストリームを初回送信 MU ストリームと再送 MU ストリームの二つに分割し，再送 MU ストリームのマルチキャストグループへ動的に参加・離脱を行う再送スケーリング方式を提案した．そして，実験及びシミュレーションにより提案方式の QoS を測定した．その結果，再送スケーリングを適用することによって，再送トラヒックの影響を軽減し，音声及びビデオのメディア同期品質を向上させることができた．

一方，本章では，MRVTR について，バッファリング時間の決定に関わるパラメータとアプリケーションレベル QoS との関係も調査した．その結果，MRVTR では，初期バッファリング時間  $J_{\max}$  を大きな値に設定することで，メディアの発生から出力までの遅延時間は大きくなるが，音声の出力品質を向上させることが分かった．また，拡張 VTR アルゴリズムでは，最

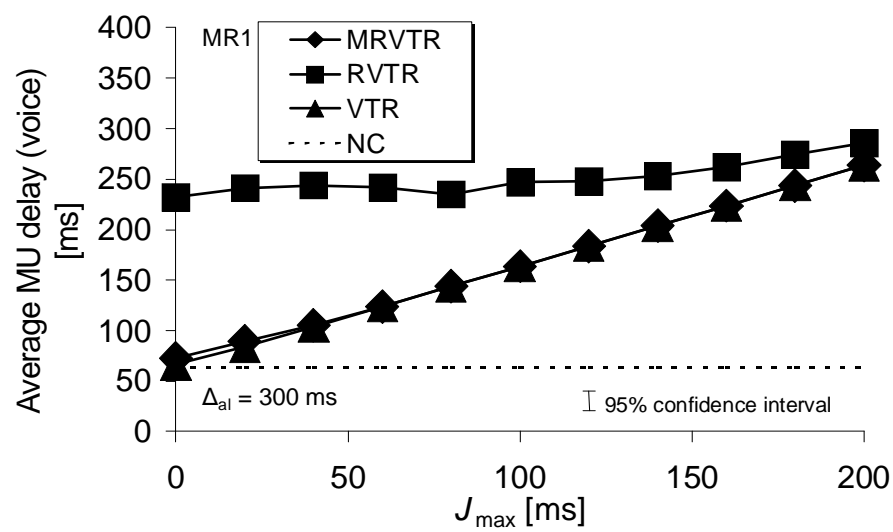


図 4.19:  $J_{\max}$  に対する音声平均 MU 遅延 (MR1)

大許容遅延  $\Delta_{al}$  を適切に設定することで、ライブメディアのリアルタイム性を確保できることも確認した。

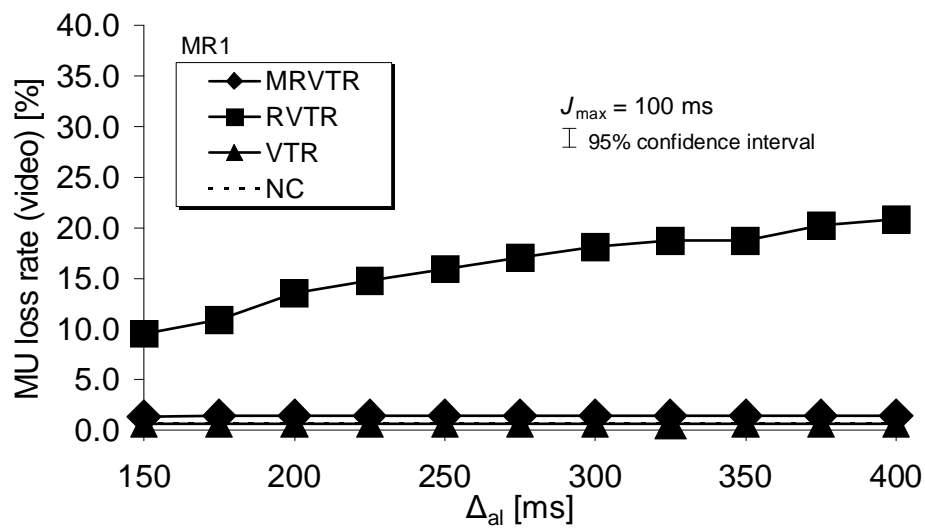


図 4.20:  $\Delta_{al}$  に対するビデオ MU 欠落率 ( MR1 )

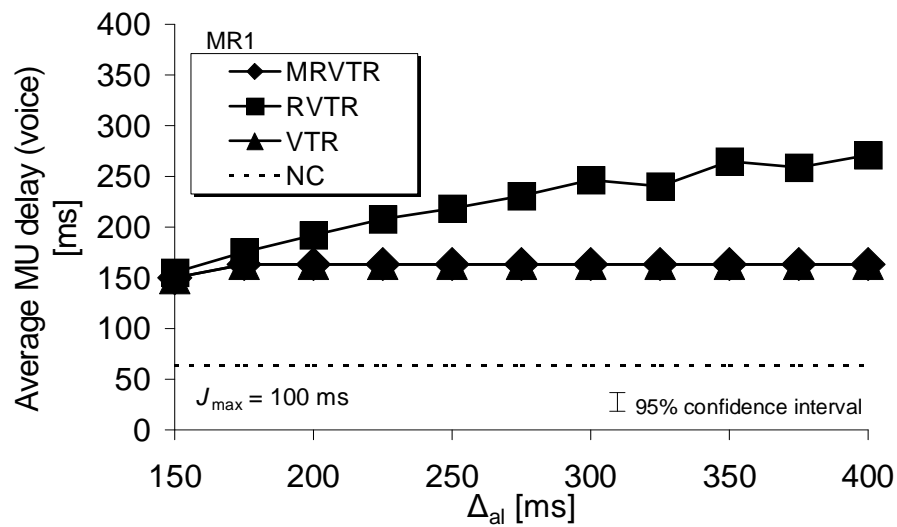


図 4.21:  $\Delta_{al}$  に対する音声平均 MU 遅延 ( MR1 )

## 第5章 端末間同期方式のアプリケーションレベルQoS比較

### 5.1 まえがき

第4章では、マルチキャスト通信において、各々のメディア受信端末におけるQoSを確保するための制御技術を検討した。一方、マルチキャスト通信では、個々の端末での通信品質に加えて、端末間での公平性が重要なQoSとなる。そこで、本章では、端末間でメディア出力の時間関係を調整する端末間同期の問題を議論の対象とする。

これまでに、端末間同期の問題に関して、いくつかの研究が行われている[78]–[80], [29]–[31]。文献[78]では、グローバルクロック（端末間のクロック誤差がない）を仮定し、端末間の同期を管理するinitiatorによって、端末間同期を実現している。しかし、その方式の妥当性は、必ずしも十分に明らかにされていない。文献[79]は、端末によってクロック速度が異なることを前提に、端末間同期方式を提案している。この文献では、ネットワーク遅延の最大値と最小値が既知であるという仮定を置いている。しかし、これらは、常に既知であるとは限らない。また、文献[79]では、シミュレーションにより、同期はずれ量の最大、最小及び平均を測定することで、提案方式の有効性を主張している。しかし、そのシミュレーションモデルでは、実際のメディアストリームは用いられておらず、その上、単一のメディアしか考慮されていない。文献[80]は、グローバルクロックを必要としない端末間同期方式を提案している。この方式では、バッファリング時間の情報を1台のメディア送信端末により集中的に管理する。そして、この情報をすべての受信端末に知らせることにより、端末間同期を実現する。ただし、この文献でも、ネットワークの最大遅延と最小遅延とが既知であるという前提を置いている。また、文献[80]では、提案方式の有効性をシミュレーションにより確認している。しかし、アプリケーションレベルQoS、特にメディア同期品質に関する議論はされていない。

これらの研究の問題点として、QoS非保証ネットワークでは正確に知ることができないネットワーク遅延の最大値・最小値が既知であることを前提としていることや、メディア同期品質に関する検討が行われていないことなどが挙げられる。一方、文献[29]から文献[31]は、グローバルクロックを仮定しているが、ネットワーク遅延の最大値と最小値が既知であることを前提としないメディア同期アルゴリズムであるVTR（Virtual-Time Rendering）アルゴリズム[27]に端末間同期を組み合わせた方式を提案している。

マスタ・スレーブ端末方式、同期マエストロ方式及び分散制御方式の有効性は、実験によるメディア同期品質評価から明らかになっている。しかし、これらの方式に関する従来の実験は、受信端末が高々2台という簡単な実験環境で行われていることから、受信端末数の多いマルチキャスト通信環境での各方式の有効性は明らかではない。マルチキャスト通信が利用可能な環境の整備が進むにつれて、マルチキャスト通信の規模は拡大することが予想される。したがって、中～大規模のマルチキャスト通信環境におけるこれらの方式の評価は必要不可欠といえる。また、これらの方式について、定性的な比較はこれまでに行われているが[31]、定量的な比較はなされていない。このため、それぞれの方式が、どのようなネットワーク環境で使用されるべきかの議論も十分ではない。

そこで、本章では、まず、中規模マルチキャストグループにおけるマルチキャスト通信を想定したシミュレーションにより、マスタ・スレーブ端末方式、同期マエストロ方式及び分散制御方式のアプリケーションレベル QoS を比較し、それらの有効性及び各方式の特徴を明らかにする。また、集中制御型の 2 方式については、制御の主体となる端末の選び方がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響についても考察する。更に、インターネットの階層構造を模擬したネットワークポロジモデルである Tiers モデル [82], [83] を用いたシミュレーションにより、実際のインターネット環境に適した方式を明らかにする。

一方、分散制御方式では、それぞれの受信端末が制御情報パケットを MU の出力時刻に依存したタイミングで全受信端末に向けてマルチキャスト送信する。そのため、ネットワーク内に制御情報パケットが大量かつバースト的に発生する可能性がある。そこで、本章では、分散制御方式における制御情報パケットのバースト的な発生を抑えるために、分散制御方式を拡張する。ランダムタイマにより制御情報パケットの送信時刻を分散させる分散制御方式を提案する。

以下では、まず、5.2 節において、本章で行った分散制御方式の拡張を説明する。次に、5.3 節では、中規模イントラネットワークにおける QoS 比較方法について述べる。そして、その結果及び考察を 5.4 節に示す。更に、5.5 節は、Tiers モデルを用いた QoS 比較の方法及びその結果を示す。

## 5.2 分散制御方式の拡張

分散制御方式では、各メディア出力先端末が制御情報パケットをマルチキャスト送信することから、制御情報パケットによる通信のオーバーヘッドが大きい。1.6.3 項で説明した分散制御方式では、制御情報パケットの発生時刻は、MU の出力時刻に依存している。このため、複数の端末が同じネットワーク状態にあるとすると、それらは同じ時刻に制御情報パケットを送信することになる。したがって、制御情報パケットの発生はバースト的なものとなり、各メディア出力先端末における音声・ビデオの出力品質への影響が懸念される。

メディア出力先端末からのフィードバック情報を利用する QoS 制御として、再送制御を伴うリライアブルマルチキャスト [65] の研究が盛んに行われている。第 4 章で提案した MRVTR もその一つである。このような研究では、複数の受信端末により再送要求パケットが送信されることで、送信端末に大量の再送要求パケットが集中する feedback-implosion [69] の問題が認識されている。この解決策の一つとして、文献 [71] では、再送要求パケットの発生時刻をタイマにより分散させる方法が用いられている。

本章では、端末間同期制御に文献 [71] の方式を応用する。分散制御方式に、制御情報パケットの送信時刻を分散させる機能を導入することで、MU 転送への悪影響を抑える一方式を考える。この方式では、制御情報パケットの送信時刻を分散させるために、一様分布ランダムタイマを用いる。このタイマは、0 ms から音声の MU 間隔 (MU レートが 20 MU/s の場合は 50 ms となる) までの範囲で、1 ms を単位とした乱数を生成する<sup>1</sup>。各メディア出力先端末は、制御情報パケットを、それを送信する必要が生じた時刻から、このタイマによる待ち時間が経過した後に送信する。これにより、同じネットワーク状態にある複数端末が同時に制御情報パケットを送信する確率を低くし、制御情報パケットがメディアの転送に及ぼす影響を軽減する。

---

<sup>1</sup>制御情報パケットの発生時刻は MU の出力時刻に依存するため、制御情報パケットの最小発生間隔は MU の出力間隔となる。本章の実装は、これに基づいている。また、本章のメディア同期アルゴリズムの実装では、クロックを 1 ms 単位で管理している。



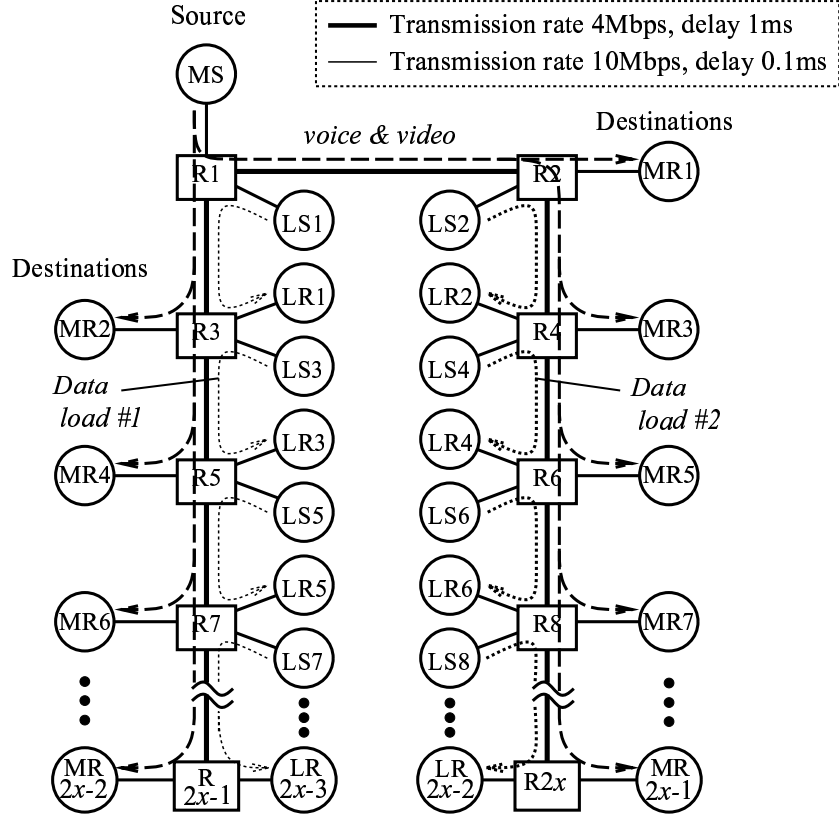


図 5.1: ネットワーク構成 ( イントラネット環境 )

### 5.3 中規模イントラネットワークにおける QoS 評価方法

本章では, ns-2 (network simulator version 2) [75] を用いたシミュレーションにより, 端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS を評価する.

#### 5.3.1 ネットワーク構成

シミュレーションにおけるネットワーク構成を図 5.1 に示す. このネットワークはイントラネットの一例である. 本章では,  $2x - 1$  台の端末がマルチキャストされたライブ音声・ビデオストリームを受信すると仮定する. ここで,  $x$  は,  $x \geq 3$  となる正の整数とする.  $x$  の値を変化させることで, ネットワークの大きさを変化させる.

図中の  $R_k$  ( $k = 1, 2, \dots, 2x$ ) はルータノードを表している. また, MS はメディア発生源端末ノードであり,  $MR_l$  ( $l = 1, 2, \dots, 2x - 1$ ) はメディア出力先端末ノードである. 更に,  $LS_m$  ( $m = 1, 2, \dots, 2x - 2$ ) を負荷送信端末ノードとし,  $LR_m$  を負荷受信端末ノードとする. 各ルータノード間は, 伝送速度 4 Mbps, 伝送遅延 1 ms の全二重回線で接続される<sup>2</sup>. この値は, シリアル回線を想定して設定したものである. また, すべてのルータノード・端末ノード間の接続は, Ethernet を想定し, 伝送速度 10 Mbps, 伝送遅延 0.1 ms の全二重回線とする. ノード間を接続するすべてのリンクは, その入り口に FIFO (First-In First-Out) の待ち行列を持つ.

<sup>2</sup>ns-2 によるシミュレーションでは, ルータノードにおける処理遅延は考慮されない. このため, 本章では, 伝送遅延を, ルータノードでの処理遅延を含んだ値として設定している.

表 5.1: 音声及びビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T 勧告 G.711 $\mu$ -law	MPEG1 符号化 圧縮方式
ピクチャパターン	—	I のみ
表示サイズ (ピクセル)	—	256 × 192
平均 MU サイズ (バイト)	400	4000
平均 MU レート (MU/s)	20.0	
平均 MU 間隔 (ms)	50.0	
平均ビットレート (kbps)	64.0	640.0
測定時間 (秒)	120.0	

### 5.3.2 シミュレーション方法

メディア発生源端末ノード MS は、音声とビデオを、メディア出力先端末ノードである MR1 から MR $l$  へ、MU を単位としてマルチキャスト配信する。トランスポートプロトコルには RTP/UDP を用いる。シミュレーションでは、実際の ITU-T G.711  $\mu$ -law 音声及び MPEG1 ビデオから作成されたトレースファイルを使用する。音声とビデオの仕様を表 5.1 に示す。また、本章では、ライブメディアを想定していることから、メディアの取り込み及び符号化に要する遅延を考慮する。音声 MU の取り込み・符号化遅延は、その取り込みに MU 間隔である 50 ms を要すること、及び符号化にかかる時間は無視できる程度であることから、50 ms と設定する。ビデオでは、MU の取り込みは瞬時に終わるが、符号化処理に時間を要する。このことから、第 3 章で用いた実験システムにおいて、ビデオ MU の取り込み・符号化にかかっていた時間である 8 ms を、本章におけるビデオ MU の取り込み・符号化遅延とする<sup>3</sup>。それぞれの MU のタイムスタンプに取り込み・符号化遅延を加えたものを、その MU のメディア発生源からの送信時刻とする。

シミュレーションでは、NC (No Control)、VTR、Maestro、Master-Slave、及び Distributed の 5 方式について、アプリケーションレベル QoS を比較する。以下に各方式を定義する。

NC はメディア同期制御を行わない方式を示す。VTR はメディア内・メディア間同期制御のみを行い、端末間同期制御を行わない方式である。Maestro は同期マエストロ方式を表しており、Master-Slave はマスタ・スレーブ端末方式を示している。また、Distributed は、ランダムタイマによる制御情報パケットの分散機能を追加した分散制御方式を表す。

本章では、端末間同期制御に関するしきい値及びパラメータ値を、文献 [32] 及び第 3 章での設定値を参考に、次のように設定する。目標とする遅延時間  $\delta$  及び最大許容遅延  $\Delta_{al}$  は、それぞれ 100 ms、300 ms とする。また、 $N_c = 10$ 、 $N_d = 20$ 、 $r_1 = \infty$ 、 $r_2 = r_3 = r_4 = r_5 = 20$  ms と設定する。それ以外の VTR アルゴリズムに関するしきい値は、第 3 章で用いたのと同じ値とする。更に、同期マエストロ方式及び分散制御方式では、各メディア出力先端末から得られる総スライド時間及びその推奨値の中で最大のものを、基準とすべき総スライド時間に選ぶものとする<sup>4</sup>。

音声・ビデオの干渉トラヒックとして、各負荷送信端末ノード LS $m$  から、対応する負荷受信端末ノード LR $m$  に向けて負荷データの転送を行う。負荷送信端末ノードは、1500 バイト

<sup>3</sup>第 3 章では、ビデオの符号化方式として JPEG を使用している。一方、本章では MPEG ビデオを扱う。しかし、本章で扱う MPEG ビデオは、ピクチャパターンを I フレームのみとしていることから、一つ一つの MU の符号化にかかる時間は、JPEG と同程度であると考えられる。

<sup>4</sup>これらは、リアルタイム性よりもメディア同期品質の向上を重視して設定された。しきい値、パラメータ値及び基準とすべき総スライド時間の選び方がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響の調査は、今後の課題である。

の IP データグラムを指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることにより、ネットワークにかかる負荷の大きさを調節する。負荷送信端末ノード  $LS_p$  ( $p = 1, 3, \dots, 2x - 3$ ) から負荷受信端末ノード  $LR_p$  へは、それぞれの組み合わせで平均負荷が等しくなるように負荷データを送信する。それぞれの負荷送信端末ノード  $LS_p$  が送信する負荷データの平均を平均負荷 1 とする。また、負荷送信端末ノード  $LS_q$  ( $q = 2, 4, \dots, 2x - 2$ ) から対応する負荷受信端末ノード  $LR_q$  へ送信する負荷データについても、それぞれの組で平均負荷を等しくする。これを平均負荷 2 と呼ぶことにする。

### 5.3.3 QoS パラメータ

端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS を評価するために、これまでの章で扱ってきたメディア内・メディア間同期品質を表す評価尺度に加えて、端末間同期品質を表す評価尺度が必要となる。

端末間同期品質を表す尺度として、端末間同期の平均二乗誤差を用いる。これは、2 台のメディア出力先端末  $A, B$  について、端末  $A$  の MU の出力時刻と端末  $B$  の同一の MU の出力時刻との差の二乗を平均したものである。本章では、メディア出力先端末が複数存在することから、誤差を計算できる端末間の組み合わせ数が膨大なものとなる。ただし、端末間の組み合わせの中には、誤差がほとんどないものや他の組み合わせと傾向が変わらないものも含まれる。そこで、本章では、1 台の端末の出力タイミングを基準に考え、それと他端末との各組み合わせにおける端末間同期平均二乗誤差を、それらの組み合わせについて平均した値を評価に用いる。なお、それぞれの組み合わせにおける端末間同期平均二乗誤差の標準偏差も測定したが、今回比較した方式間の関係は平均の場合とほぼ同様であったため、本章では省略する。

## 5.4 中規模イントラネット環境における QoS 評価結果

本節では、5.3.2 項で定義した五つの方式のアプリケーションレベル QoS を比較する。その前に、同期マエストロ方式及びマスタ・スレーブ端末方式における集中制御端末の位置とアプリケーションレベル QoS との関係を調査する。5 方式の比較では、まず初めに、負荷トラヒック量がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響を調査する。更に、ネットワーク規模とアプリケーションレベル QoS との関係を議論する。

なお、本節におけるシミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 10 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、10 個の測定値の平均値である。また、これら 10 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している。ただし、その区間が、シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には、それは示されていない。

ここでは、図 5.1 における  $x$  を 6 とする。つまり、ネットワークには 11 台のメディア出力先端末が存在しているとする。平均負荷 1 を 2.5 Mbps に固定し、平均負荷 2 を 2.5 Mbps から 3.6 Mbps まで変化させる。

### 5.4.1 集中制御端末位置が QoS に及ぼす影響

図 5.2 に、平均負荷 2 に対する MR11 と他の 10 端末との音声の端末間同期平均二乗誤差の平均を示す。そして、図 5.3 には、平均負荷 2 に対する MR11 における音声の出力間隔の変動係数を示す。これらの図において、Maestro-MS ならびに Maestro-MR $i$  ( $i = 10, 11$ ) は、同期

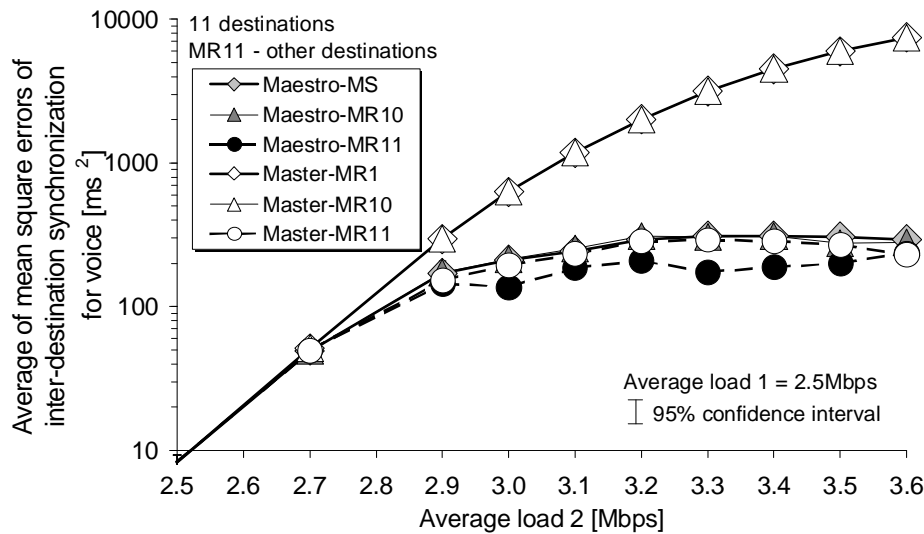


図 5.2: MR11 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 (同期マエストロ及びマスタ端末位置の影響)

マエストロ端末を MS ならびに  $MR_i$  とした同期マエストロ方式を表している。また,  $Master-MR_j$  ( $j = 1, 10, 11$ ) は,  $MR_j$  をマスタ端末としたマスタ・スレーブ端末方式を示す。

まず, 同期マエストロ方式について, 同期マエストロ位置の影響を議論する。図 5.2 より,  $Maestro-MR11$  の音声端末間同期誤差は,  $Maestro-MS$  や  $Maestro-MR10$  のそれに比べて小さくなっていることが分かる。しかし, 図 5.3 では, 平均負荷 2 が約 2.9 Mbps 以上の場合に,  $Maestro-MR11$  の音声出力間隔の変動係数は, 他方式のそれに比べて最も大きくなっている。この理由は次の通りである。MR11 を同期マエストロとした場合, MR11 が受信する音声・ビデオ MU は, 各メディア出力先端末から同期マエストロに向けて送信される制御情報パケットと同じ経路を流れる。そのため, 重負荷状態では, 制御情報パケットの増加に伴い, 音声・ビデオ MU 欠落が増加する。このことにより, 出力されるメディアの品質が劣化する。したがって, MR11 は同期マエストロ端末として相応しくないといえる。

図 5.2 と図 5.3 から,  $Maestro-MR10$  は  $Maestro-MS$  と同程度のメディア同期品質となっていることが分かる。これは, MR10 が軽負荷なためである。もし, 平均負荷 1 が重負荷であったとすると,  $Maestro-MR10$  の品質は劣化してしまう。

次に, マスタ・スレーブ端末方式について, マスタ端末位置の影響を議論する。図 5.2 では, 平均負荷 2 が 2.9 Mbps 程度以上の範囲において,  $Maestro-MR11$  の端末間同期平均二乗誤差が,  $Master-MR1$  や  $Master-MR10$  のそれに比べて小さくなっている。更に, 図 5.3 より,  $Master-MR11$  の出力間隔の変動係数は, 他方式に比べて最も小さな値となっているといえる。これは, MR11 のように重負荷状態にある端末までの MU 伝送遅延は, 軽負荷な端末へのそれに比べて大きいためである。MR1 や MR10 は軽負荷な端末である。これら軽負荷端末により決定された出力タイミングでは, 重負荷端末におけるネットワーク遅延揺らぎや端末間のネットワーク遅延差を吸収しきれない。

上記の議論から, 同期マエストロ方式では, 各メディア受信端末から同期マエストロに向けて送られる制御情報パケットと MU 伝送との競合を避けるように同期マエストロを配置すべきであることが分かる。更に, マスタ・スレーブ端末方式では, 最も負荷の重い端末をマスタ端末とすべきであるといえる。

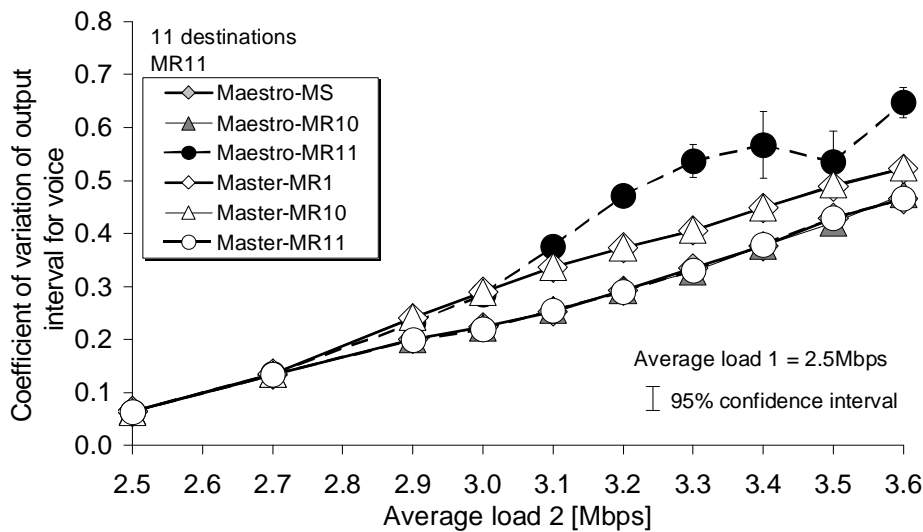


図 5.3: MR11 における音声出力間隔の変動係数 (同期マエストロ及びマスタ端末位置の影響)

#### 5.4.2 QoS 比較

本項では、5.3.2 項で定義した 5 方式のアプリケーションレベル QoS を比較する。ここでは、図 5.1 における  $x$  の値、平均負荷 1 及び平均負荷 2 の設定は、前項と同じものを使用する。

前項の結果から、Maestro では、メディア発生源端末 MS を同期マエストロとする。また、シミュレーションにおいて負荷の影響を最も大きく受けるメディア出力先端末 MR11 をマスタ・スレーブ端末方式におけるマスタ端末とする。

図 5.4 と図 5.5 は、それぞれ、音声及びビデオについて、MR11 と他の 10 端末との端末間同期平均二乗誤差を平均したものである。図 5.6 に、平均負荷 2 に対する MR11 における音声平均 MU 遅延を示す。また、図 5.7 には、平均負荷 2 に対する MR11 における音声出力間隔の変動係数を表す。

図 5.4、図 5.5 から、音声の端末間同期誤差は、ビデオのそれとほぼ同様の傾向となっていることが分かる。また、これらの図では、Maestro、Master-Slave 及び Distributed の端末間同期誤差は、VTR のそれに比べて小さくなっている。更に、NC の端末間同期誤差は、5 方式の中で最も大きな値となっている。したがって、端末間同期制御は、端末間同期品質の改善に有効であるといえる。

また、図 5.4 と図 5.5 から、平均負荷 2 が約 3.0 Mbps 以上の範囲で、Distributed の音声及びビデオの端末間同期平均二乗誤差の平均は、他方式に比べて最も小さな値となっていることが分かる。これは、分散制御方式では、同期マエストロ方式において負荷の影響を大きく受ける端末を同期マエストロとした場合と同様に、制御情報パケットの影響を受け、MU 欠落と引き換えに端末間の遅延差が小さくなるためである。すなわち、分散制御方式では、各受信端末はすべての端末に向けて制御情報パケットを送信するため、ネットワーク上のすべてのルータノードに大量の制御情報パケットが流入する。シミュレーションでは、ルータの待ち行列長は、パケット長に関係なくパケット数により決まる<sup>5</sup>。このため、ルータ待ち行列における制御情報パケットの割合が高まると、ルータ待ち行列でのパケットの平均送信待ち時間が短くなる。その結果、MU の伝送遅延が減少することから、端末間の MU 出力タイミングの差が小さくな

<sup>5</sup>これは ns-2 における FIFO 待ち行列の仕様である。

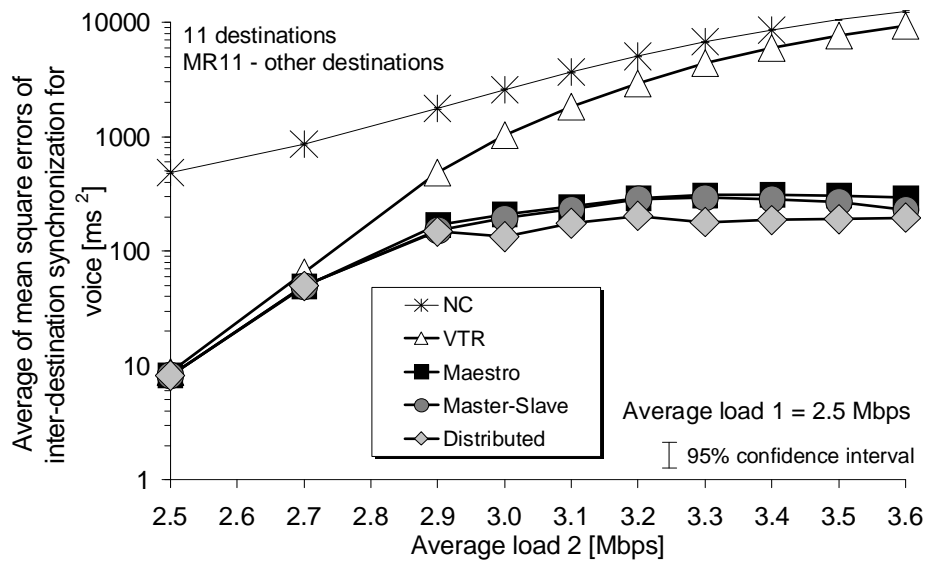


図 5.4: MR11 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( 5 方式間の QoS 比較 )

る．したがって，分散制御方式における端末間同期誤差は小さくなる．なお，このとき発生する MU 欠落の影響については後述する．

更に，図 5.5 では，Maestro のビデオの端末間同期平均二乗誤差の平均が，Master-Slave のそれと同等かそれより少しだけ大きくなっている．これは，同期マエストロ方式において，同期マエストロがメディア発生源端末 MS にあることと，基準となる出力タイミング情報を，それが変更されたとき若しくは一定時間ごとにしか送信しないことによる．メディア発生源端末 MS を同期マエストロとした場合，同期マエストロからの制御情報パケットと音声・ビデオ MU は同じ経路で転送される．そのため，高負荷時には，同期マエストロからメディア出力先端末に向けて送信される制御情報パケットの欠落が発生する．制御情報パケットが欠落すると，メディア出力先端末は，次に制御情報パケットが送られてくるまでは基準となる出力タイミングを得られないため，端末間同期品質が劣化する．

一方，マスタ・スレーブ端末方式では，負荷の影響を最も大きく受ける MR11 をマスタ端末としている．このため，MR11 は，他端末からの制御情報パケットを受信する必要がない．また，図 5.1 のルータノード  $R_x$  (つまり  $R_{12}$ ) から同  $R_2$  までの通信経路では，制御情報パケットは，負荷や音声・ビデオ MU 転送の影響を受けない上り回線を通るため欠落しない．したがって，マスタ・スレーブ端末方式では，同期マエストロ方式に比べてわずかながら高い端末間同期品質を得ることができる．しかし，負荷の影響を最も大きく受ける端末が既知であるとは限らず，常にそれをマスタ端末にできるとは限らないという問題が，マスタ・スレーブ端末方式には存在する．

図 5.6 では，平均負荷 2 が約 3.2 Mbps 以上のとき，MR11 における Distributed の音声平均 MU 遅延が，5 方式の中で最も小さな値となっている．したがって，Distributed では，制御情報パケットの影響により，各ルータ待ち行列における送信待ち時間が小さくなっているといえる．

一方，図 5.7 では，平均負荷 2 が 3.1 Mbps 程度以上の範囲で，Distributed の音声出力間隔の変動係数は，5 方式の中で最も大きな値となっている．これは，分散制御方式では，大量の制御情報パケットが発生することにより，ルータノードの待ち行列において，音声 MU 欠落が発生しやすくなるためである．このように，分散制御方式では，高負荷端末におけるメディア

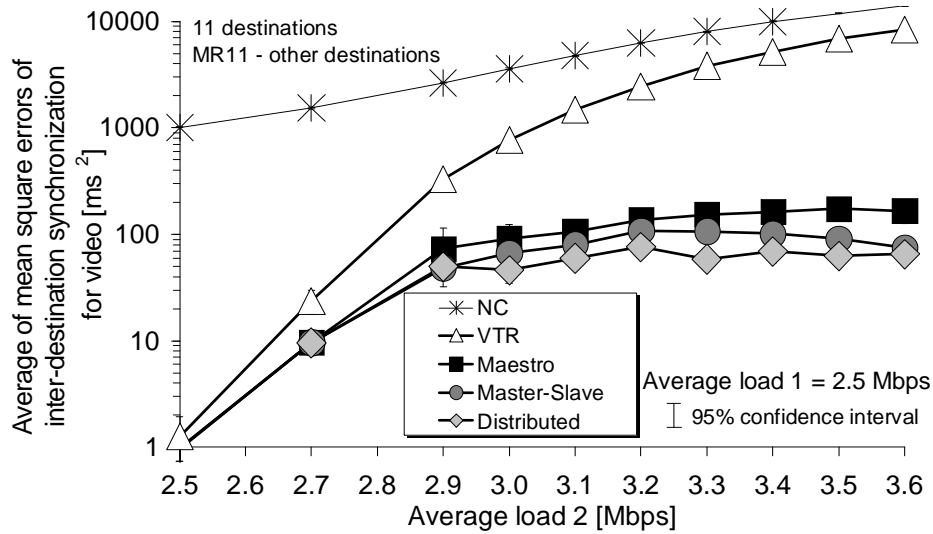


図 5.5: MR11 と他端末とのビデオ端末間同期平均二乗誤差の平均 (5 方式間の QoS 比較)

内同期品質が大きく劣化してしまう．このため，本節で用いているネットワーク構成に分散制御方式は適さないといえる．

#### 5.4.3 メディア受信端末数が QoS に及ぼす影響

メディア受信端末数がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響を調査するために，本項では，図 5.1 における  $x$  の値を 3 から 18 まで変化させる．つまり，メディア受信端末数を 5 台から 35 台まで変化させる．また，平均負荷 1 を 2.5 Mbps と設定し，平均負荷 2 は 3.3 Mbps と設定する．メディア発生源端末 MS を同期マエストロ方式における同期マエストロとし，メディア出力先端末 MR $2x-1$  をマスタ・スレーブ端末方式におけるマスタ端末とする．

図 5.8 は，メディア受信端末数に対する MR1 と他の端末との音声端末間同期平均二乗誤差を平均したものである．また，図 5.9 は，メディア受信端末数に対する MR5 における音声平均 MU 遅延を示している．

図 5.8 より，メディア受信端末数が 25 台以下のとき，Distributed の端末間同期誤差が，今回扱った方式の中で最も小さくなっていることが分かる．また，Master-Slave の端末間同期誤差は二番目に小さくなっている．これらの結果は，前項の結果と同様である．

また，この図では，Maestro の端末間同期誤差がメディア受信端末数 15 台のあたりで極大値を持っている．この理由は次の通りである．メディア受信端末数の増加に伴い，重負荷端末における制御情報パケットの欠落率が高まる．これは，端末間同期品質を低下させる．一方，メディア受信端末数が増加すると，出力タイミングを決定するのに用いられる基準とすべき総スライド時間は大きく増加する．しかし，最大許容遅延  $\Delta_{al}$  による制限のため，基準とすべき総スライド時間はその制限を越えることができず，飽和する．これにより，総スライド時間の変更はあまり行われなくなる．したがって，端末間同期誤差は極大値を持つ．

更に，図 5.8 では，メディア受信端末数が 27 台以上のときに，Master-Slave 及び Maestro の端末間同期誤差は，メディア受信端末数の増加につれて大きく増加している．これは，MR $2x-1$  の音声 MU の出力時刻が，最大許容遅延  $\Delta_{al}$  により制限された目標出力時刻を越えるためである．したがって，同期マエストロやマスタ端末は，基準とすべき総スライド時間を端末 MR $2x-1$

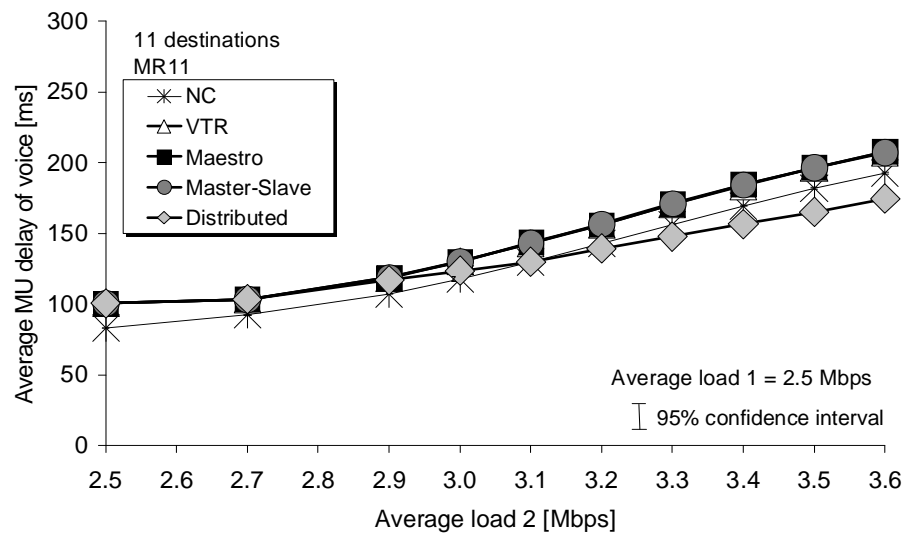


図 5.6: MR11 における音声平均 MU 遅延 (5 方式間の QoS 比較)

に適したものに設定できないため、メディア受信端末数の増加とともに端末間同期誤差が増大する。このことは、図 5.9 において、メディア受信端末数が 25 台以上のときに、Maestro 及び Master-Slave の平均 MU 遅延が、300 ms 程度でほぼ一定となっていることから分かる。

ここには示していないが、メディア受信端末数と出力間隔の変動係数との関係も調査した。その結果、Distributed の出力間隔の変動係数は、メディア受信端末数の増加につれて、Master-Slave や Maestro よりも大幅に増加することが分かった。これは、Distributed では、端末数の増加につれて、制御情報パケット数が増加するためである。

以上の結果をまとめると次のようになる。ネットワーク状態が不明である場合には、同期マエストロ方式を用いるのが適切である。一方、ネットワーク状態を正確に把握できるならば、Master-Slave が最適な選択となる。しかし、最適な方式は、アプリケーションにより許容される端末間同期品質に依存する。もし、端末間同期品質に非常に厳しいアプリケーションならば、Distributed を用いるのが適切といえる。しかし、この方式は、重負荷時のメディア内同期品質を低下させてしまう。



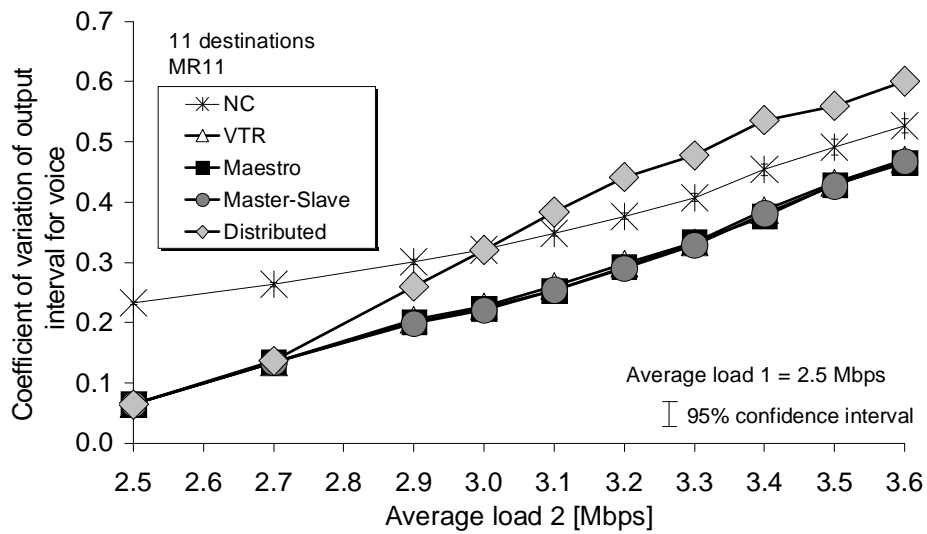


図 5.7: MR11 における音声出力間隔の変動係数 ( 5 方式間の QoS 比較 )

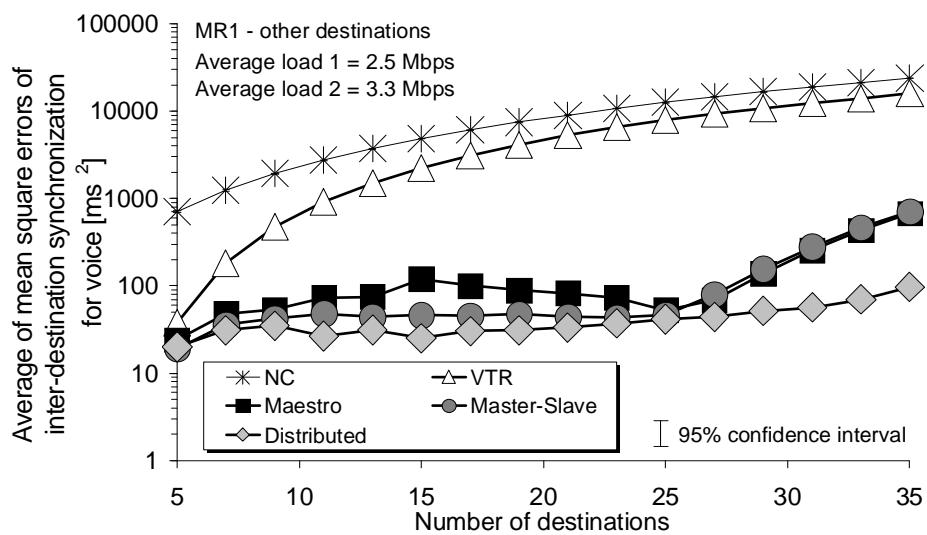


図 5.8: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( メディア受信端末数の影響 )

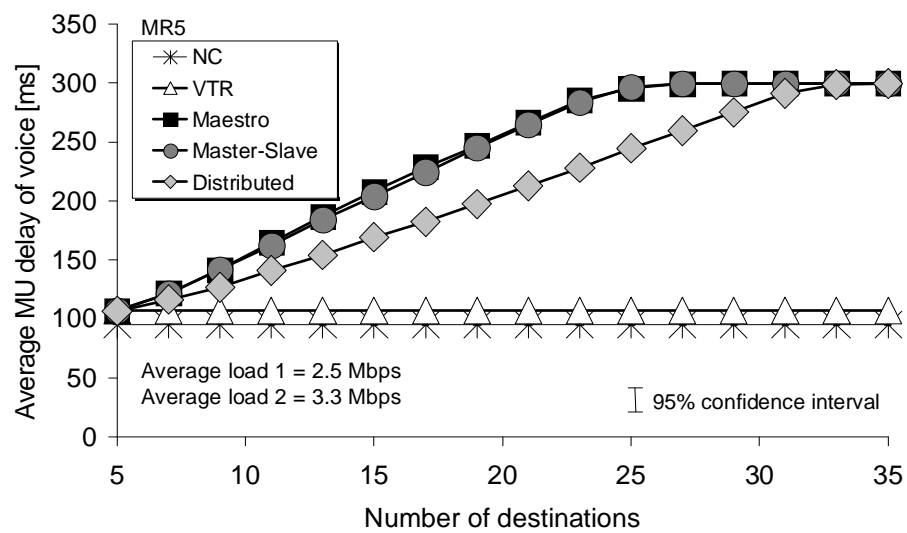


図 5.9: MR5 における音声平均 MU 遅延 (メディア受信端末数の影響)

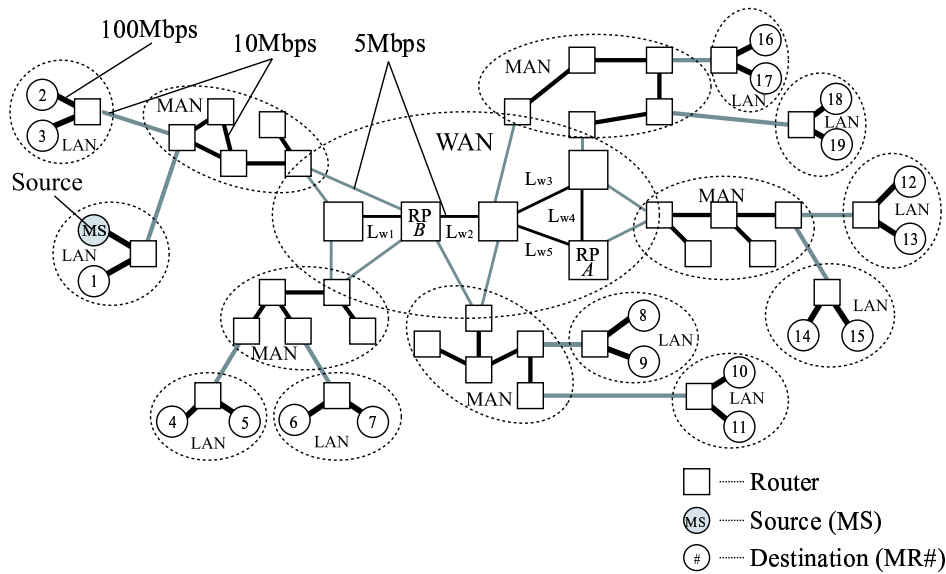


図 5.10: ネットワーク構成 ( 階層型ネットワーク )

## 5.5 階層型ネットワークにおける QoS 評価

本節では、インターネット環境を想定したネットワークでの端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS を評価する。本節のシミュレーションでは、実ネットワークに近いトポロジモデルとしてマルチキャストの研究に広く用いられている Tiers モデルを使用する。Tiers モデルは、実際のインターネットに近い階層ネットワークモデルを表現できる。

### 5.5.1 ネットワーク構成

シミュレーションにおけるネットワーク構成を図 5.10 に示す。このネットワークは、WAN ( Wide Area Network ), MAN ( Metropolitan Area Network ) 及び LAN ( Local Area Network ) の三つの階層から構成される。

図 5.10 において、四角はルータノードを表している。このトポロジには、五つのルータからなる単一の WAN と、それぞれが 5 台のルータからなる五つの MAN が存在する。また、一つの MAN 当り二つの LAN が接続されている。各 LAN は単一のルータと二つの端末から構成される。図では、各端末は円で表示されており、円内の数字は端末番号を示している。また、メディア送信端末を MS とし、 $i$  番目のメディア出力先端末を  $MR_i$  ( $i = 1, 2, \dots, 19$ ) とする。

ネットワーク中のすべてのリンクは全二重回線とする。各 WAN リンク ( $L_{w1}$  から  $L_{w5}$ ) の伝送速度は 5 Mbps とする。また、各 MAN リンクの伝送速度は 10 Mbps である。更に、各 LAN リンクは 100 Mbps の伝送速度を持つものとする。WAN-MAN 間ならびに MAN-LAN 間の伝送速度は、それぞれ、5 Mbps 及び 10 Mbps とする。各 WAN リンクの伝送遅延は 4 ms から 30 ms の間とし、各 MAN リンクでは、1 ms から 5 ms の範囲とする。LAN 内では、伝送遅延は 1 ms 以下としている。各リンクは、伝送方向ごとに、FIFO ( First-In First-Out ) 待ち行列を持っている。この待ち行列の最大長をパケット 50 個分と設定する<sup>6</sup>。

本節のシミュレーションでは、マルチキャストルーティングプロトコルとして、ns-2 に用

<sup>6</sup>これは、ns-2 の FIFO 待ち行列における標準の設定値である。

意されている Centralized Multicast プロトコル [75] を使用する．このプロトコルは PIM-SM ( Protocol Independent Multicast – Sparse Mode ) に相当するものである．このプロトコルでは，マルチキャストグループのための配送木の根をランデブーポイント ( RP: Rendezvous Point ) と呼ぶ．データ送信端末からマルチキャストグループに向けて送信されたデータパケットは，RP までユニキャストで送られる．そして，RP はそのデータパケットを最短木に従うルーティング手法を用いてマルチキャスト送信する．ルート計算は，シミュレーションの開始前に一度だけ実行される．

Centralized Multicast プロトコルでは，RP の位置がマルチキャストグループの性質に影響を及ぼしうる．そのため，図 5.10 に示す 2 通りの RP ( RPA ならびに RPB ) を用いたシミュレーションを行い，RP 位置の影響を調査する．ここで，RPA は，メディア発生源端末 MS から最も遠い WAN ルータである．つまり，RPA と MS との間には複数の WAN ルータが存在することになる．一方，RPB と MS との間の最短経路には WAN ルータが存在しない．したがって，RPB は，MS から最も近い WAN ルータである．

### 5.5.2 シミュレーション方法

メディア発生源端末ノード MS は，音声とビデオを，すべてのメディア出力先端末ノードに向けて，MU を単位としてマルチキャスト配信する．トランスポートプロトコルには，RTP/UDP を用いる．また，音声及びビデオには，5.3.2 項に示したものを使用する．

シミュレーションでは，音声及びビデオに対する干渉トラヒックを発生させる．図 5.10 には示していないが，複数のデータ送受信端末が存在し，WAN を介して他のデータ送受信端末に向けてデータを送信している場合を想定する．この場合，WAN は大量のデータフローを持つことになり，ボトルネックが生じる．シミュレーションでは，この状態を簡潔に再現するため，各 WAN ルータノードにおいて負荷トラヒックの生成を行う．WAN ルータは，自身以外の各 WAN ルータに対して，1500 バイトの IP データグラムを指数分布に従う間隔で発生し，ユニキャスト送信する．負荷データ量は，この指数分布の平均を変化させることで調節する．すべての WAN ルータの組み合わせで平均負荷量を同じ値とする．そして，各 WAN ルータの組み合わせにおいて送信される負荷データ量の平均を，平均負荷と定義する．

シミュレーションでは，5.3.2 項で定義した，NC，VTR，Maestro，Master-Slave 及び Distributed の五方式のアプリケーションレベル QoS を評価する．なお，メディア同期制御の各種しきい値及びパラメータ値は，5.3.2 項に示される値に設定する．

このネットワークポロジでは，平均負荷の増加に伴い，MAN や LAN は混雑しない一方で，WAN において輻輳が生じる．そのため，RP から遠いメディア出力先端末は，RP から近いメディア出力先端末に比べて負荷トラヒックの影響を大きく受けると予想される．これは，RP とそれから遠いメディア出力先端末間には複数の WAN ルータが存在するためである．したがって，集中制御型の端末間同期方式では，集中制御端末の位置がメディアの出力品質に影響を及ぼしうる．そこで，本節においても，同期マエストロ及びマスタ端末位置の影響を調査する．

本節では，MR1 と MR19 のどちらかを集中制御端末としてシミュレーションを行う．Maestro (MR1) 及び Maestro (MR19) は，それぞれ，MR1 または MR19 を同期マエストロとした同期マエストロ方式を表している．一方，Master-Slave (MR1) はマスタ端末を MR1 とした，Master-Slave (MR19) はマスタ端末を MR19 としたマスタ・スレーブ端末方式を示している．

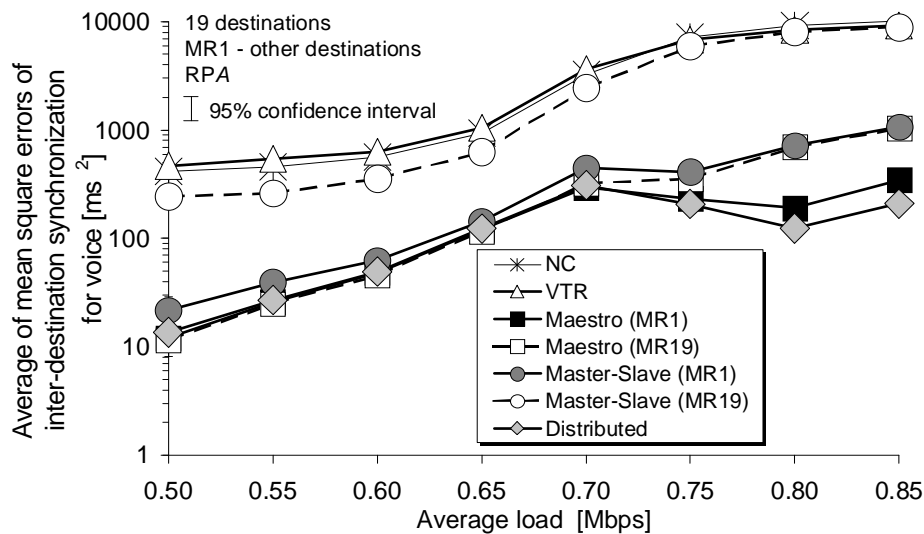


図 5.11: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( RPA の場合 )

### 5.5.3 シミュレーション結果

本項では、まず、RPAをランデブーポイントに設定した場合のアプリケーションレベル QoS 比較結果を示す。次に、RPAをランデブーポイントとした場合の結果を示す。QoS 比較では、端末間同期品質と、MR1 及び MR19 におけるメディア内同期品質に注目する。

本項におけるシミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 10 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、10 個の測定値の平均値である。また、これら 10 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している。ただし、その区間が、シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には、それは示されていない。

#### RPA の場合

##### 端末間同期品質

図 5.11 及び図 5.12 は、それぞれ、音声及びビデオの MR1 と他端末との端末間同期平均二乗誤差の平均を示している。

図 5.11 と図 5.12 から、Master-Slave (MR19) の端末間同期誤差は、Master-Slave (MR1) のそれよりも大きいことが分かる。これは、MR19・RPA 間のホップ数が、MR1・RPA 間のそれよりも小さいためである。Master-Slave (MR19) は MR19 をマスタ端末としている。シミュレーションでは、MR19 が受信する MU は負荷トラヒックの影響をあまり受けない。MR19 のように軽負荷な端末をマスタ端末とした場合、すべてのメディア出力先端末でバッファリング時間が小さく設定される。したがって、重負荷なメディア出力先端末では、その出力タイミングを、基準とすべき出力タイミングに合わせることができない。したがって、Master-Slave (MR19) の端末間同期品質は低下する。

これらの図では、Maestro の端末間同期誤差は、Master-Slave のそれと同じかそれより小さくなっている。したがって、本節のシミュレーションでは、Maestro は、Master-Slave に比べて高い端末間同期品質が得られるといえる。

図 5.12 では、Maestro、Distributed 及び Master-Slave (MR1) の端末間同期誤差が、平均負

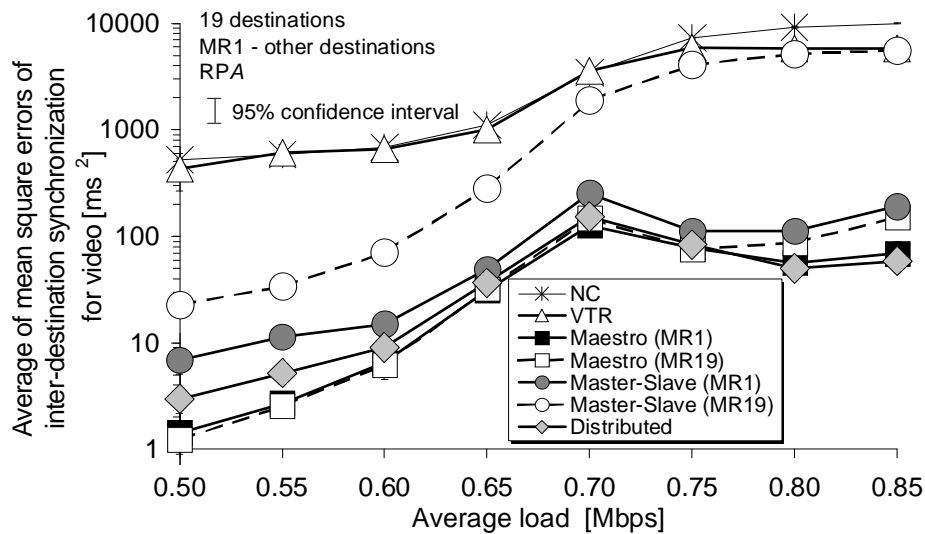


図 5.12: MR1 と他端末とのビデオ端末間同期平均二乗誤差の平均 ( RPA の場合 )

荷 700 kbps あたりで極大値をとっている．この原因は，二つの背反する要因からなる．平均負荷が増加するにつれて，ネットワーク遅延揺らぎも増大する．これはメディア同期品質を低下させる．一方，これらの方式では，平均負荷が大きくなると，基準とすべき出力タイミングを遅らせる．これにより，多くのメディア出力先ではネットワーク遅延揺らぎを効果的に吸収することができる．したがって，これら二つの相互作用により，端末間同期誤差に極大値が生じる．

図 5.11 より，平均負荷が 750 kbps 程度を越える範囲で，Distributed の音声端末間同期誤差が，すべての方式中で最小の値となっていることが分かる．また，Maestro (MR1) のそれは，二番目に小さくなっている．更に，図 5.12 から，平均負荷が約 800 kbps 以上の範囲で，Distributed と Maestro (MR1) のビデオ端末間同期誤差は，他方式のそれに比べて小さくなっている．これは，これらの方式では，ボトルネックとなる WAN ルータ待ち行列における送信待ち時間が，他方式におけるそれに比べて小さくなるためである．これを説明するために，WAN リンク  $L_{w2}$  の右端に位置するルータの待ち行列の状態を示す．これは，リンク  $L_{w2}$  への出力フェースの待ち行列に対応する<sup>7</sup>．ここで， $L_{w2}$  は，本シミュレーションで用いているネットワークトポロジーのすべての WAN リンク中で，最も重負荷なリンクであることに注意されたい．更に，RPA から MR1 に向けて送信される音声・ビデオ MU は， $L_{w2}$  を右から左に向けて流れることになる．

#### ルータ待ち行列の状態

図 5.13 は，Maestro (MR1) と Maestro (MR19) について，リンク  $L_{w2}$  の右端に位置するルータの待ち行列に存在するパケット数の平均を示したものである．この図は，三種類のパケット ( 音声・ビデオ，負荷，制御情報 ) について，パケット数の平均を足し合わせたものとなっている．更に，図 5.14 は，平均負荷に対する，MR1 における音声 MU 欠落率を表している．

図 5.13 から，平均負荷が 750 kbps 以上となると，Maestro (MR1) と Maestro (MR19) のどちらの方式とも，平均待ち行列長は，ほぼ同じ値となることが分かる．これは，流入するパケッ

<sup>7</sup> $_{ns-2}$  の待ち行列オブジェクトは，実際のルータの出力インタフェース待ち行列に対応する．

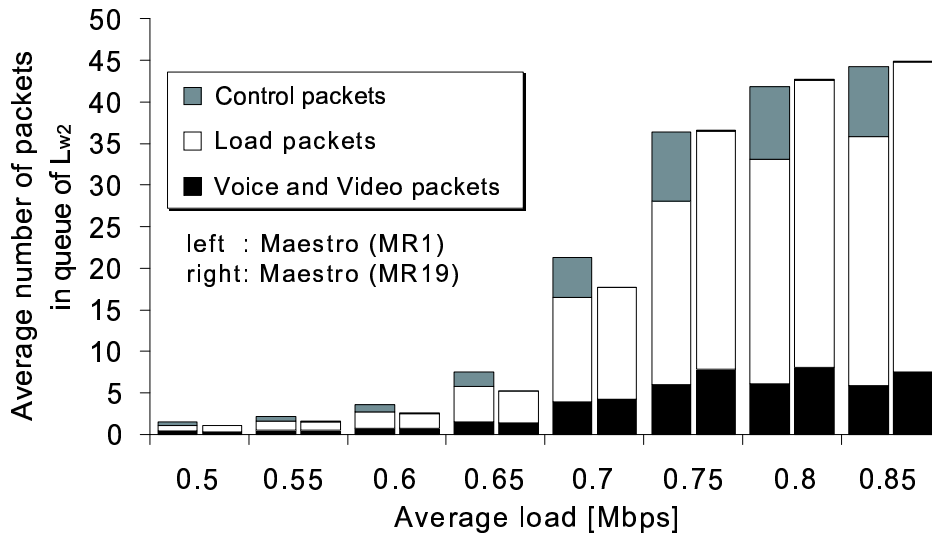


図 5.13: リンク  $L_{w2}$  の待ち行列における平均パケット数 (RPA の場合)

ト数が多くなりすぎることから、最大待ち行列長の制限により、パケット欠落が発生するためである。シミュレーションでは、ルータの最大待ち行列長は、パケット長に関係なくパケット数により決まる<sup>8</sup>。このため、どちらの方式とも、平均待ち行列長はほぼ同程度となる。

一方、図 5.13 から、平均負荷が 750 kbps を越える範囲で、Maestro (MR1) では、制御情報パケットが待ち行列の 20 % ほどを占めるようになることが分かる。一方、Maestro (MR19) では、待ち行列に制御情報パケットはほとんど存在しない。この理由は次の通りである。本節のシミュレーション環境では、端末ごとに負荷状態が異なる。高負荷の端末により、基準とすべき総スライド時間は大きく設定される。その一方で、軽負荷な端末は、MU 遅延を減少させるべく、総スライド時間の推奨値を送信する。しかし、同期マエストロは、最も大きな総スライド時間を、出力タイミング決定のための基準として用いる。このため、軽負荷な端末からの制御情報パケット送信が頻繁に行われる。Maestro (MR1) では、MR1 を同期マエストロとしているため、図 5.10 の右側に存在する MR12 から MR19 が MR1 に向けて送信する制御情報パケットはリンク  $L_{w2}$  を通る。一方、Maestro (MR19) では、このリンクに流れる制御情報は、同期マエストロから送られる基準とすべき出力タイミング情報のみである。この数は、同期マエストロに向かうものに比べてはるかに少ないため、制御情報パケットが待ち行列に占める割合は非常に小さくなる。したがって、Maestro (MR19) では、待ち行列に入る制御情報パケットは少ない。

ここで、最大待ち行列長はパケット数によって定義されることに注意されたい。つまり、ルータの待ち行列内の制御情報パケット数が増加するにつれて、待ち行列内のメディアや負荷のパケット数が減少する。このため、Maestro (MR1) における待ち行列内のメディアや負荷のパケット数の平均は、Maestro (MR19) におけるそれより少なくなっている。また、このことは、図 5.14 で、Maestro (MR1) の MU 欠落率が Maestro (MR19) のそれに比べて大きくなっていることから確認できる。

制御情報パケットは、音声・ビデオパケットや負荷パケットより小さいことから、その転送にかかる時間は小さい。そのため、制御情報パケットがルータ待ち行列に占める割合が高まるにつれて、待ち行列での送信待ち時間は短くなる。平均負荷が 750 kbps のとき、Maestro (MR1)

<sup>8</sup>これは ns-2 における FIFO 待ち行列の仕様である。

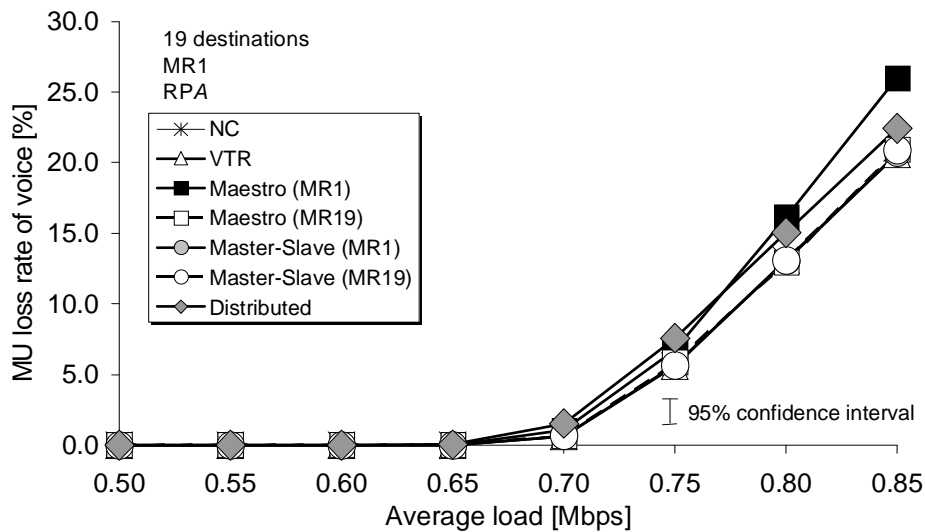


図 5.14: MR1 における音声 MU 欠落率 ( RPA の場合 )

において，リンク  $L_{w2}$  の右端に位置するルータの待ち行列に存在するメディアパケットの平均待ち時間は約 59 ms となっていた．一方，Maestro (MR19) では，その平均待ち時間は 78 ms 程度であった．

更に，Distributed においても，待ち行列の状態を調査した．その結果，Distributed における待ち行列の状態は，Maestro (MR1) におけるそれと同様の傾向にあることが分かった．つまり，Distributed を用いた場合にも，制御情報パケットが音声・ビデオや負荷トラヒックの転送に影響を及ぼすといえる．

上記の議論から，Maestro (MR1) や Distributed では，他方式に比べてルータ待ち行列における平均待ち時間が小さくなるといえる．これにより，これらの方式では，高負荷端末と低負荷端末との遅延差が小さくなり，他方式に比べて高い端末間同期品質が得られる．しかし，これらの方式では，他方式に比べて音声・ビデオや負荷パケットの欠落率が高くなることに注意すべきである．

#### リアルタイム性とメディア内同期品質

図 5.15 に，平均負荷に対する MR1 における音声平均 MU 遅延を示す．図 5.16 には，MR1 における音声出力間隔の変動係数を示す．また，図 5.17 と図 5.18 は，それぞれ，MR19 における音声平均 MU 遅延と音声出力間隔の変動係数を表している．

図 5.15 より，平均負荷が 750 kbps 程度以上るとき，端末 MR1 における Distributed 及び Maestro (MR1) の音声平均 MU 遅延が，他方式のそれに比べて小さくなっていることが分かる．これは，前述のように，これらの方式では，RPA から MR1 までのルート上にあるルータでの平均待ち時間が小さくなっているためである．

図 5.16 では，平均負荷がおよそ 800 kbps を越える範囲で，Maestro (MR1) の音声出力間隔の変動係数が，他方式のそれに比べてやや大きくなっていることが分かる．これは，図 5.13 や図 5.14 から分かるように，制御情報パケットの大量発生により，音声 MU 欠落が増えるためである．また，Maestro では，Distributed と異なり，制御情報パケットの送信時刻を分散させる



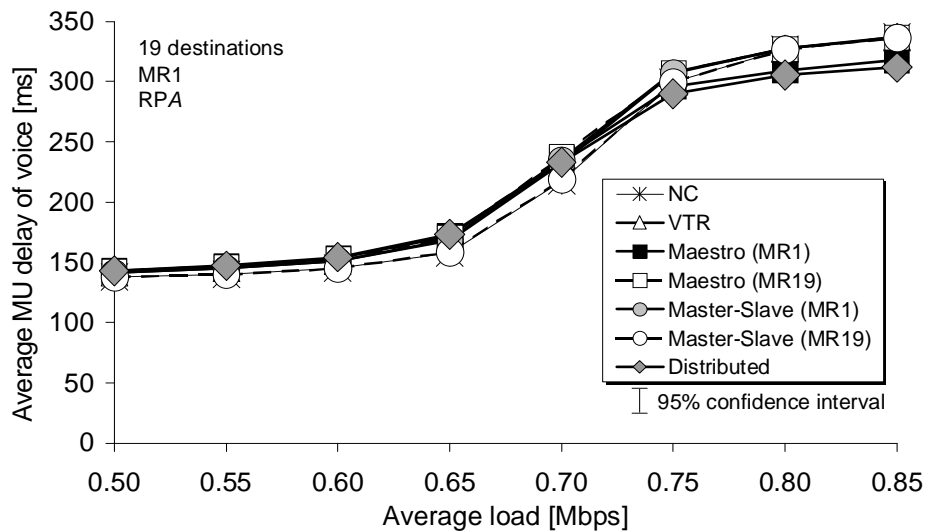


図 5.15: MR1 における音声平均 MU 遅延 ( RPA の場合 )

機能を持たない<sup>9</sup>．そのため，制御情報パケットのバースト的な発生が，メディアのアプリケーションレベル QoS を低下させてしまう．

図 5.17 では，VTR と Master-Slave (MR19) の音声平均 MU 遅延がほぼ同程度の値となっている．また，これらの値は，NC を除く他方式に比べて明らかに小さいことが分かる．これは，MR19 が比較的軽負荷なためである．VTR アルゴリズムでは，ネットワーク状態に応じてバッファリング時間を動的に調節する．結果として，重負荷な端末ほど，バッファリング時間は大きく設定される．しかし，MR19 の状態に応じてバッファリング時間が決まるこれらの方式の平均 MU 遅延は小さくなる．

図 5.18 より，Maestro や Distributed の音声出力間隔の変動係数が，MU 遅延の小さな NC，VTR 及び Master-Slave (MR19) のそれに比べて小さくなっている．これは，Maestro や Distributed では，重負荷な端末の出力タイミングに合わせてバッファリング時間が大きく設定されることから，ネットワーク遅延揺らぎを効率的に吸収できるためである．しかし，これらの方式では，各端末の MU 遅延が大きくなる．

ここには示していないが，ビデオの出力間隔の変動係数も測定している．その結果，重負荷の状況下では，すべての方式で，ほぼ同等の出力間隔の変動係数となることが分かった．

以上のことから，RPA を用いる場合には，Distributed を用いることで，他方式に比べて高い端末間同期品質を得られるといえる．また，Maestro では，二番目に高い端末間同期品質が得られる．一方，軽負荷なネットワークにおいては，Master-Slave (MR19) を除くと，今回調べたすべての端末間同期方式でほぼ同等の高い端末間同期品質が得られることが分かった．また，Master-Slave では，最も重負荷なメディア出力先端末をマスタ端末とすべきである．

## RPA の場合

図 5.19 に，MR1 と他の 18 端末との音声の端末間同期平均二乗誤差の平均を示す．図 5.20 には，平均負荷に対する MR19 の音声平均 MU 遅延を示している．また，図 5.21 は，平均負荷

<sup>9</sup>本章では，同期マエストロ方式に，この機能は不要であると考えた．これは，同期マエストロ方式では，制御情報パケット数が，分散制御方式ほどには増加しないと予想したためである．

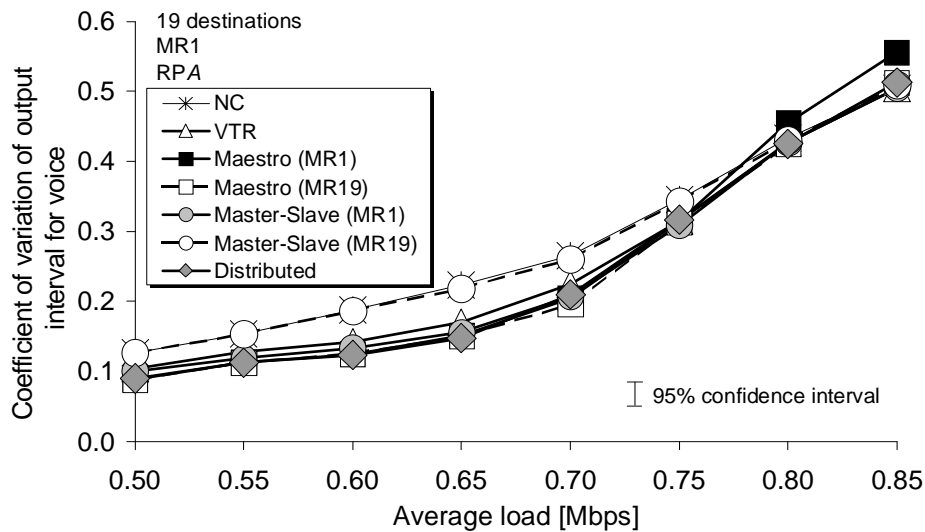


図 5.16: MR1 における音声出力間隔の変動係数 ( RPA の場合 )

に対する MR19 の音声出力間隔の変動係数を表している。

図 5.19 から、今回調べたすべての負荷の範囲において、Maestro、Distributed 及び Master-Slave (MR19) の音声端末間同期平均二乗誤差の平均は、ほぼ同程度の値となっていることが分かる。更に、これらの方式の端末間同期誤差は、VTR や NC におけるそれよりも小さくなっている。このため、これらの方式は、端末間同期品質の改善に有効であるといえる。

図 5.11 と図 5.19 から、RPA をランデブーポイントとした場合の Distributed 及び Maestro の端末間同期誤差は、RPA を用いた場合より小さくなっていることが分かる。これは、メディア発生源端末からランデブーポイントまでの距離の影響によるものである。シミュレーションでは、経由する WAN ルータ数が増えるにつれて、メディア発生源端末からランデブーポイントに向けて送られる音声・ビデオ MU に対する負荷トラヒックの影響が大きくなる。

更に、図 5.19 から、平均負荷が 700 kbps 程度以上のとき、Master-Slave (MR1) の端末間同期誤差が、Master-Slave (MR19) のそれに比べてはるかに大きくなっていることが分かる。これは、図 5.11 におけるこれら二方式間の関係と逆になっている。これもまた、メディア発生源端末からランデブーポイントまでの距離の影響である。つまり、ランデブーポイントから遠い端末をマスタ端末とすることで、Master-Slave では高い端末間同期品質を得ることが可能といえる。

図 5.20 では、平均負荷が 750 kbps 程度を越える範囲で、Distributed の音声平均 MU 遅延が他方式のそれに比べて小さくなっている。これは、RPA をランデブーポイントとした場合と同様に、制御情報パケットが多く発生することに起因している。

一方、図 5.20 では、平均負荷が 650 kbps 程度以下のときに、NC の MR19 における平均 MU 遅延が、比較した方式の中で最小となっている。これは、NC ではメディア同期制御を行わないためである。

図 5.21 から、平均負荷が約 750 kbps 以上のとき、Maestro (MR19) の音声出力間隔の変動係数が、他方式のそれに比べて小さくなっている。これは、制御情報パケットの発生タイミングの関係から、負荷パケット欠落が生じる一方で、音声 MU 欠落が生じにくくなるためである。シミュレーションにおけるパケットのトレース結果を調査したところ、制御情報パケットは負荷トラヒックの欠落を引き起こしている一方で、音声 MU 転送への影響は小さなものであった。

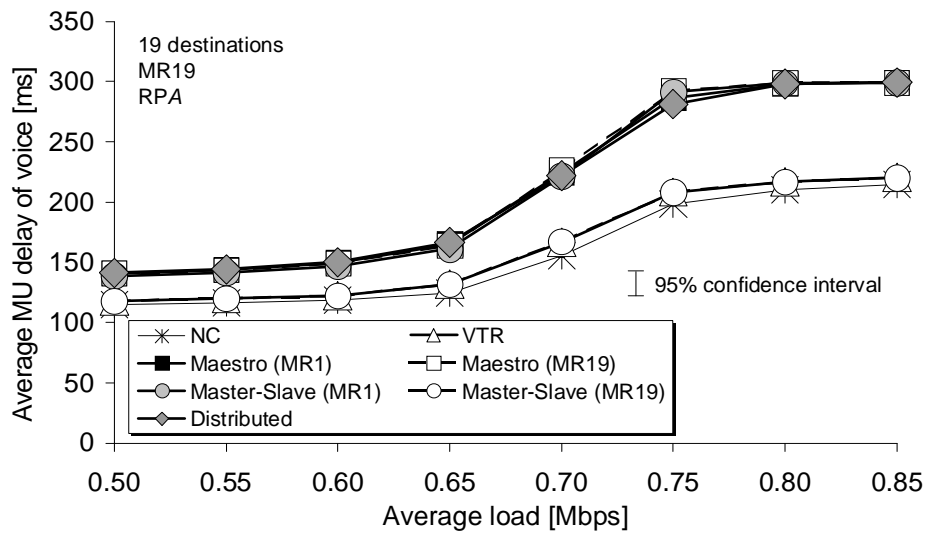


図 5.17: MR19 における音声平均 MU 遅延 ( RPA の場合 )

なお、ここ示していないが、MR1 における音声出力間隔の変動係数も測定した。その結果では、いずれの方式においても、負荷の影響による品質の劣化は見られず、良好な品質となっていた。これは、RPA から MR1 に送られる音声・ビデオ MU は WAN ルータを一つも介さずに転送されるためである。そのため、MR1 によって受信される MU は干渉トラヒックの影響を受けない。このことから、MR1 における結果は省略する。

以上の結果から、ランデブーポイントの位置に関わらず、Distributed では、端末間同期誤差を小さくできるといえる。更に、RPA をランデブーポイントとして選んだ場合の品質は、RPA を用いる場合に比べて優れている。一方、Master-Slave では、マスタ端末をランデブーポイントから遠ざけることで、端末間同期品質を高くできる。

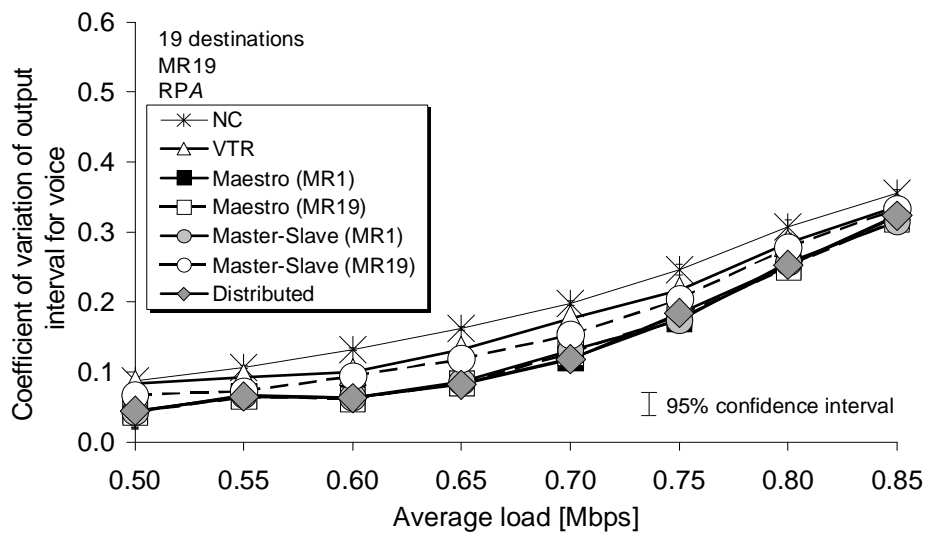


図 5.18: MR19 における音声出力間隔の変動係数 ( RPA の場合 )

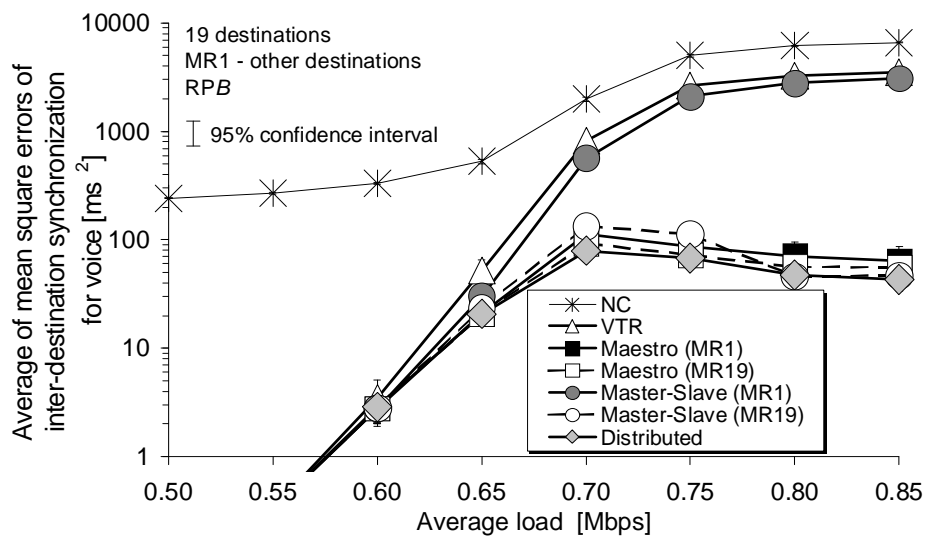


図 5.19: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( RPB の場合 )

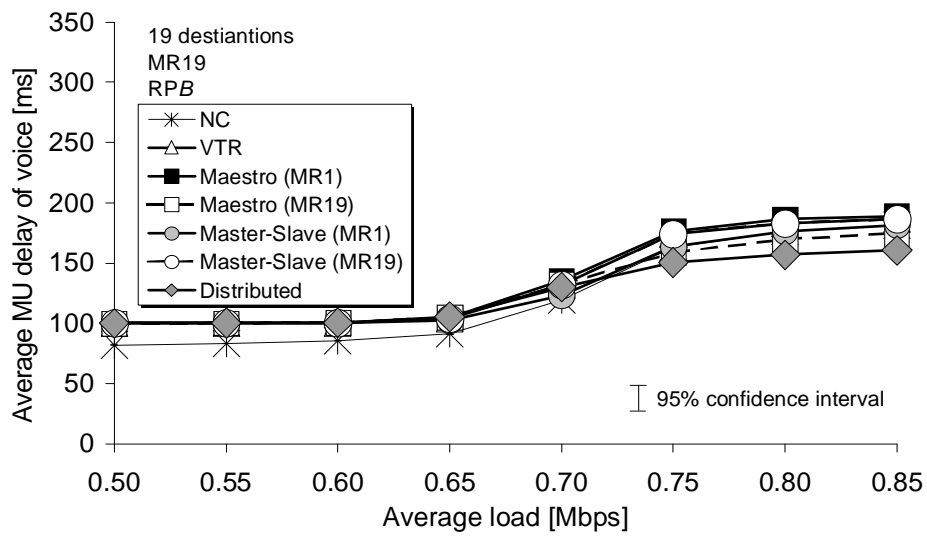


図 5.20: MR19 における音声平均 MU 遅延 ( RPB の場合 )

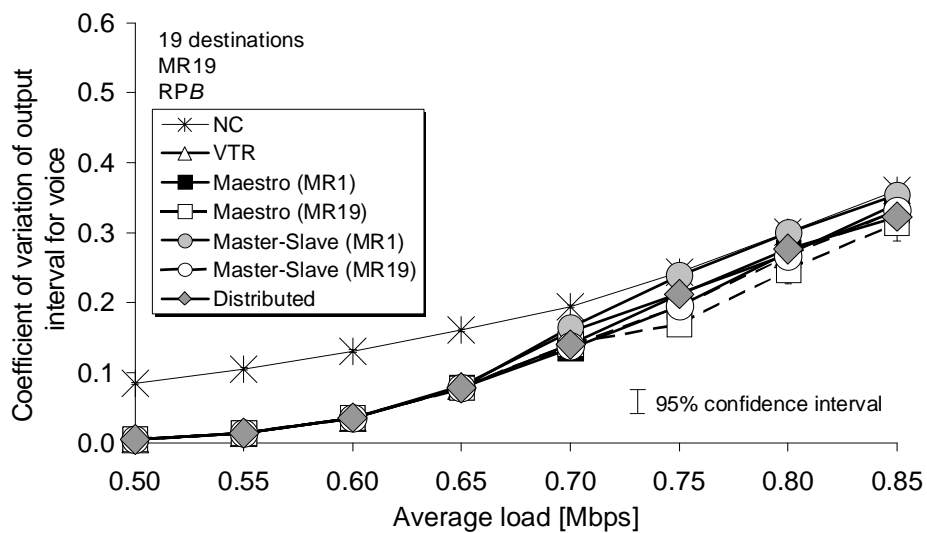


図 5.21: MR19 における音声出力間隔の変動係数 ( RPB の場合 )

## 5.6 むすび

本章では、三つの端末間同期方式（マスタ・スレーブ端末方式，同期マエストロ方式，分散制御方式）のアプリケーションレベル QoS を比較した．中規模のイントラネット環境に加えて，インターネットの階層構造を模擬した Tiers モデルネットワークにおいて QoS 比較を行った．その結果，次のようなことが分かった．ネットワーク状態が不明である場合には，同期マエストロ方式を用いるのが適切であるといえる．一方，ネットワーク状態を正確に把握できるならば，マスタ・スレーブ端末方式が最適な選択となる．しかし，最適な方式は，アプリケーションにより許容される端末間同期品質に依存する．もし，端末間同期品質に非常に厳しいアプリケーションならば，分散制御方式を用いるのが適切といえる．しかし，この方式は，重負荷時のメディア内同期品質を低下させてしまう．

更に，Tiers モデルネットワークでは，ランデブーポイント位置の影響を調査した．この結果，メディア発生源端末とランデブーポイントとの間の WAN ルータ数を少なくすることで，同期マエストロ方式と分散制御方式のメディア同期品質が向上することが分かった．

本章では，Tiers モデルネットワークならびに中規模イントラネットを用いて端末間同期方式のシミュレーションによるアプリケーションレベル QoS 手法を提案した．このような手法は様々なネットワークに対して利用可能である．次章で述べる無線アドホックネットワークはその一例である．

## 第6章 アドホックネットワークにおける端末間同期方式比較

### 6.1 まえがき

第4章と第5章では、有線ネットワーク上のマルチキャスト通信について、QoS制御技術である再送制御及び端末間同期制御とアプリケーションレベルQoSとの関係を調査した。一方で、近年、無線ネットワークに対する期待が非常に高まっている。特に、インフラストラクチャを必要としない無線アドホックネットワークは、次世代のネットワークとして大変注目されている。

無線アドホックネットワークにおいても、連続メディアのストリーミング配信は、重要なアプリケーションの一つである。したがって、その品質に対する議論が必要である。しかし、これまでに、連続メディアのアプリケーションレベルQoSの観点から、アドホックネットワークにおけるマルチキャスト通信を取り上げた研究は行われていない。

アドホックネットワークにおけるQoS保証のために、MACプロトコルの改良を提案している研究がいくつかある[84], [85]。これらの研究では、連続メディアに、コンピュータデータのような離散データよりも高い優先度を与えて転送することを検討している。そして、パケットのスループット、遅延や欠落率といった、ネットワークレベルQoS若しくはエンドツーエンドレベルQoSの観点から、提案手法の有効性を示している。しかし、これらの研究では、アプリケーションレベルQoS評価は行われていない。また、マルチキャストアプリケーションは想定されていない。

一方、文献[86]は、マルチメディア情報をマルチキャストストリーミング配信するためのアプリケーションレベルQoS制御方式を提案している。高いユーザレベルQoSを実現するために、提案方式では、ネットワーク状態に応じて、音声・ビデオの符号化方式、符号化パラメータ及びフレームサイズを変更する。この文献では、提案方式を、アドホックネットワークにおける音声・ビデオマルチキャスト配信に適用している。そして、パケット欠落率及び最大遅延揺らぎといった尺度を用いた評価により、提案方式の有効性を示している。しかし、出力される連続メディアの時間構造は評価されていない。更に、QoS評価では、1対1(つまり、ユニキャスト)の場合のみを対象としており、端末間同期の問題を考慮していない。

前章で、有線ネットワーク上での音声・ビデオ転送について、三つの端末間同期方式(マスタ・スレーブ端末方式、同期マエストロ方式、分散制御方式)のアプリケーションレベルQoSを比較した。一方、文献[81]では、無線ネットワークにおけるハンドオーバを伴う有線・無線統合ネットワークでの端末間同期の問題が検討されている。しかし、アドホックネットワークを対象とした端末間同期の研究は、これまでに行われていない。

そこで、本章では、無線アドホックネットワークにおいて、これら三つの端末間同期方式のアプリケーションレベルQoSを評価する。まず、単純な固定ノードのストリング型トポロジを用いたQoS評価を行う。このトポロジでは、冗長なルートは存在せず、また、ノードの移動はない。しかし、このような仮定は、これらの方式の基本的な性質を評価するのに役立つものである。次に、このようなトポロジの限界を補うために、ノードの移動が存在するネット

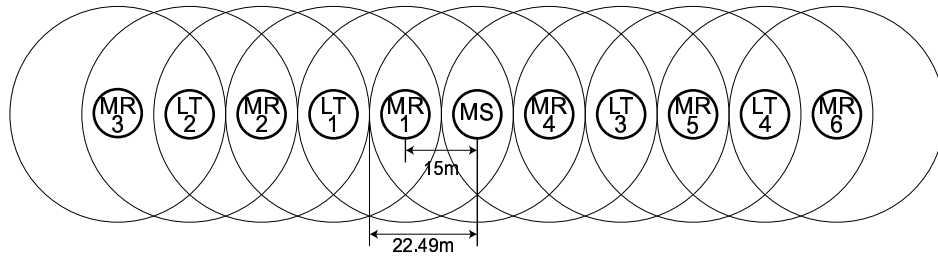


図 6.1: ネットワーク構成

ワークトポロジを用いた QoS 評価を行う．ここでは，グリッド型ネットワークトポロジを拡張したものを使用する．

以下では，ストリング型トポロジネットワークにおけるアプリケーションレベル QoS 評価について，6.2 節に述べる．また，6.3 節では，移動ノードが存在するグリッド型トポロジネットワークでのアプリケーションレベル QoS 評価方法とその結果を示す．

## 6.2 ストリング型トポロジにおける QoS 評価

本章では，ns-2[75]を用いたシミュレーションにより，端末間同期品質を評価する．マルチキャストルーティングプロトコルとして，Rice 大学 Monarch プロジェクト [87] により ns-2 に実装された ODMRP を使用する．

### 6.2.1 ネットワーク構成

本節で使用したネットワークトポロジを図 6.1 に示す．本節では，11 台の無線端末を 15m 間隔で一直線上に配置する．つまり，これらの端末は，ストリング型のネットワークトポロジを構成する．トポロジの中心に位置する端末をメディア発生源端末 MS とし，6 台のメディア出力先端末 MR1～MR6 及び 4 台の負荷端末 LT1～LT4 を，図 6.1 に示されるように配置する．

本節では，研究の第一歩として，非常に単純なトポロジを使用している．これは，アドホックネットワークにおける端末間同期方式の基本的な振舞いを調べるには十分なものである．しかし，このトポロジによる評価結果には，いくつかの適用限界が存在する．例えば，このトポロジでは，端末の移動によるルート変更の影響を検討することができない．また，冗長なルートが存在しないため，ODMRP のルーティングアルゴリズムの影響を評価することができない．このため，次節において，これらの問題点を考慮したトポロジでの評価を考える．

無線システムモデルには，IEEE 802.11 MAC プロトコルの DCF ( Distributed Coordination Function ) [88] を想定する．電波伝搬モデルとしては，ns-2 に用意されている FreeSpace モデルを使用する．アンテナは無指向性とする．また，すべての端末は，同じ無線チャネルを使用する．本節では，Lucent Technologies 社製 Orinoco PCMCIA 無線 LAN カードの仕様に基づき，各端末の送信電力や受信しきい値を設定する．つまり，ここでは，伝送速度 11 Mbps の IEEE 802.11b を想定する．電波の到達範囲は，図中に示されるような，送信端末の中心から半径 22.49 m の円内となる．つまり，トポロジ両端の端末を除くそれぞれの端末は，その両隣の端末からのみ電波を受信できることになる．



表 6.1: 音声及びビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T G.711 $\mu$ -law	MPEG1 GOP I
画像サイズ [pixels]	—	192 × 144
平均 MU サイズ [bytes]	400	2000
平均 MU レート [MU/s]	20.0	
平均 MU 間隔 [ms]	50.0	
平均ビットレート [kbps]	64.0	320.0
測定時間 [s]	120.0	

### 6.2.2 シミュレーション方法

メディア発生源端末 MS は、音声とビデオを、各メディア出力先端末 MR1～MR6 へ、MU を単位としてマルチキャスト配信する。シミュレーションでは、実際の ITU-T G.711  $\mu$ -law 音声及び MPEG1 ビデオ (I フレームのみ) から作成されたトレースファイルを使用する (表 6.1)。音声、ビデオともに、送信 MU レートは 20 MU/s とする。音声のビットレートは 64 kbps (一定) であり、ビデオのビットレートは平均 320 kbps である。また、本節では、ライブメディアを想定していることから、第 5 章におけるシミュレーションと同様に、メディアの取り込み及び符号化に要する遅延を考慮する。音声 MU の取り込み・符号化遅延は 50 ms と設定する。ビデオ MU の取り込み・符号化遅延は 8 ms とする。それぞれの MU のタイムスタンプに取り込み・符号化遅延を加えたものを、その MU のメディア発生源からの送信時刻とする。

シミュレーションでは、グローバルクロック [27] を想定する。そして、NC (No Control)、VTR-TDT、Maestro、Master-Slave、及び Distributed の 5 方式のアプリケーションレベル QoS を比較する。NC はメディア同期制御を行わない方式を示す。VTR-TDT は目標とする遅延時間  $\delta$  の情報を持った VTR アルゴリズムを示している。この方式は、端末間同期制御を行わない。しかし、すべてのメディア出力先端末が同じ  $\delta$  の値を持っている。したがって、この方式では、それぞれのメディア出力先端末は、同じ目標遅延時間となるように、個別に初期バッファリング時間を設定する。Maestro と Master-Slave は、それぞれ、同期マエストロ方式及びマスタ・スレーブ端末方式を示している。更に、Distributed は分散制御方式を示す。なお、本節における分散制御方式においても、前章で提案した制御情報送信タイミングの分散機能を採用する。

前章の結果から、有線ネットワークでは、同期マエストロ方式における同期マエストロは、各メディア出力先端末から同期マエストロに向けて送られる制御情報パケットと MU とが競合しないように配置すべきであるといえる。これは、メディア発生源を同期マエストロとすることで容易に得られる。一方、マスタ・スレーブ端末方式におけるマスタ端末は、最も重負荷な端末とすべきであることが分かっている。これらの結果に基づき、メディア発生源端末 MS を同期マエストロ方式における同期マエストロとする。一方、マスタ・スレーブ端末方式では、負荷の影響が最も大きいメディア出力先端末 MR6 をマスタ端末とする。

シミュレーションでは、目標となる遅延時間  $\delta$  を 50 ms 若しくは 100 ms と設定する。それ以外のメディア同期制御のためのしきい値及びパラメータ値は、前章で用いた値と同じ値に設定する。

音声・ビデオの干渉トラヒックとして、負荷端末 LT1～LT4 において、負荷データの転送を行う。LT1 と LT2 及び LT3 と LT4 のそれぞれの組み合わせで負荷データを送受信する。負荷データのルーティングプロトコルにも ODMRP を用いる。各負荷端末は、1500 バイトの IP

データグラムを、指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることにより、ネットワークにかかる負荷の大きさを調節する。すべての負荷端末で、送信する負荷データ量の平均を等しくする。それぞれの負荷端末が送信する負荷データ量の平均を平均負荷と定義する。

### 6.2.3 QoS パラメータ

本節では、これまでの章で用いてきた QoS パラメータに加えて、メディア内同期の平均二乗誤差を用いる。これは、メディア出力先で連続して出力された MU 間の出力時刻の差と、それらの MU 間の発生間隔との差の二乗を平均したものと定義される。この値が小さいほど、メディア内同期品質が高いといえる。ただし、この尺度では、MU 欠落の影響を評価することができない。このため、MU 欠落が生じる環境でのメディア内同期品質評価には、他の尺度を併用する必要がある。

### 6.2.4 シミュレーション結果

本項では、まず、端末間同期品質の評価結果を示す。そして、MR6 におけるメディア内及びメディア間同期品質を示す。MR4 及び MR5 におけるメディア同期品質も評価したが、それらの端末における方式間の関係は、MR6 におけるそれとほぼ同じであった。

シミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 10 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、10 個の測定値の平均値である。また、これら 10 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している。ただし、その区間が、シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には、それは示されていない。

#### 端末間同期品質

図 6.2 と図 6.3 は、それぞれ、音声及びビデオについて、 $\delta$  を 100 ms とした場合の MR1 とその他の 5 端末との端末間同期平均二乗誤差の平均を示している。図 6.4 に、 $\delta$  を 100 ms とした場合の端末 MR6 における音声平均 MU 遅延を示す。一方、 $\delta$  を 50 ms とした場合の MR1 と他の 5 端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均を図 6.5 に表し、ビデオにおけるそれを図 6.6 に示す。

図 6.2 及び図 6.3 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、VTR-TDT の端末間同期誤差は、Maestro や Master-Slave のそれとほぼ同程度の値となっていることが分かる。また、これらの図では、VTR-TDT の端末間同期誤差が、Distributed のそれよりも小さい。これらは、個々の端末でネットワーク状態に応じてバッファリング時間を制御する VTR-TDT にとって、 $\delta = 100$  ms という設定値が理想的なものであったためである。VTR-TDT では、軽負荷な端末が  $\delta$  の値によって定まるバッファリング時間を維持するのに対して、重負荷な端末ではバッファリング時間を増大させる可能性がある。本節では、ノード移動のないストリング型トポロジーを検討対象としている。このようなネットワークでは、ノード移動があるネットワークに比べてネットワーク遅延揺らぎが小さい。したがって、 $\delta$  を遅延揺らぎを吸収するのに十分大きな値に設定した場合、VTR-TDT におけるバッファリング時間は、初期値からほとんど変化しない。VTR-TDT では、すべてのメディア出力先端末が同じ  $\delta$  の値を知っている。そのため、 $\delta$  の値が端末間の遅延差を吸収するのに十分な大きさを持っていれば、端末間同期品質は高く保たれる。ただし、大きすぎる  $\delta$  の値は、メディアのリアルタイム性を損ねてしまう。図 6.4 で

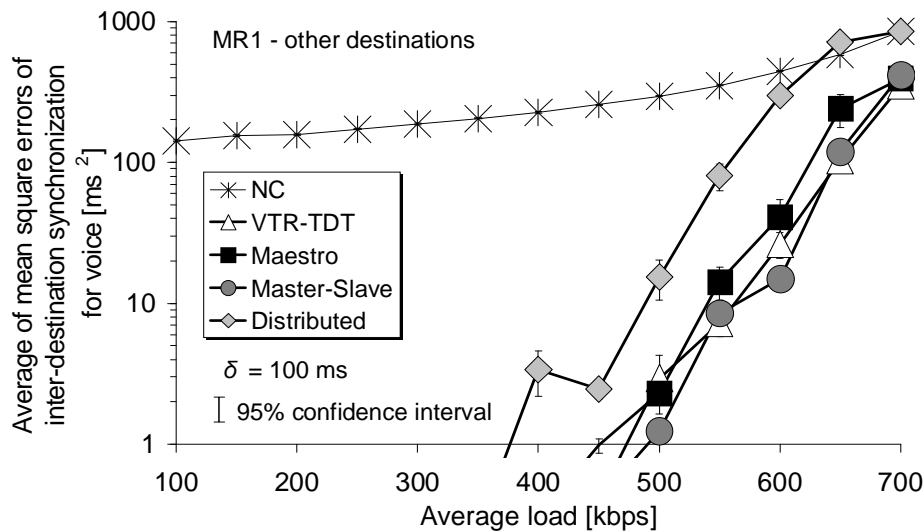


図 6.2: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( $\delta = 100$  ms)

は、今回調べたすべての負荷の範囲で、VTR-TDT の平均 MU 遅延は、 $\delta = 100$  ms からほとんど増加していない。

一方、図 6.5 及び図 6.6 では、 $\delta$  を 50 ms と設定した場合に、VTR-TDT は、NC を除く 4 方式間で最も大きな端末間同期誤差となっている。これは、 $\delta = 50$  ms が、VTR-TDT にとって不十分な値だからである。シミュレーションにおいて、音声 MU の取込み・符号化遅延を 50 ms と設定している。つまり、50 ms は、音声 MU 遅延の下限値となる。そのため、 $\delta = 50$  ms で定まるバッファリング時間は、遅延揺らぎを吸収するには不十分なものとなる。したがって、VTR-TDT では、遅延揺らぎ解消のため、各メディア出力先ノードは、個別にバッファリング時間を変更する。このことは、端末間同期品質を劣化させる可能性がある。一方、三つの端末間同期方式は、 $\delta$  の値が小さすぎたとしても、適切な出力タイミングの情報を端末間で通知することにより、すべてのノードでのバッファリング時間を調整し、出力時刻を合わせることができる。

上述の議論から、VTR-TDT の端末間同期品質は、 $\delta$  の値に敏感であるといえる。VTR-TDT で高い端末間同期品質を得るには、 $\delta$  を適切な値に設定する必要がある。しかし、アドホックネットワークでは、ノードの移動によりネットワークトポロジーが動的に変化する。このため、適切な  $\delta$  の値は一般に不明であり、適切な設定は困難なものとなる。このため、VTR-TDT は、アドホックネットワークにおけるマルチメディア情報のマルチキャストには不適切であるといえる。

図 6.2、図 6.3、図 6.5 及び図 6.6 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、Distributed の端末間同期誤差は、三つの端末間同期方式の中で最も大きくなっていることが分かる。一方、Master-Slave の端末間同期誤差は最小となっている。これは、Distributed では、各メディア出力先端末が、端末間同期制御のための制御情報 packets を、他のすべてのメディア出力先端末に向けてマルチキャスト送信するからである。これにより、ネットワークが重負荷状態となる。このような状態では、各メディア出力先端末は、パケット衝突を避けるためにパケットの送信機会を待つことになる。そのため、Distributed では、端末間のネットワーク遅延差が大きなものとなる。一方、Master-Slave では、マスタ端末のみが制御情報 packets を送信する。つまり、Master-Slave は、Distributed や Maestro よりも送信する制御情報 packets 数が少な

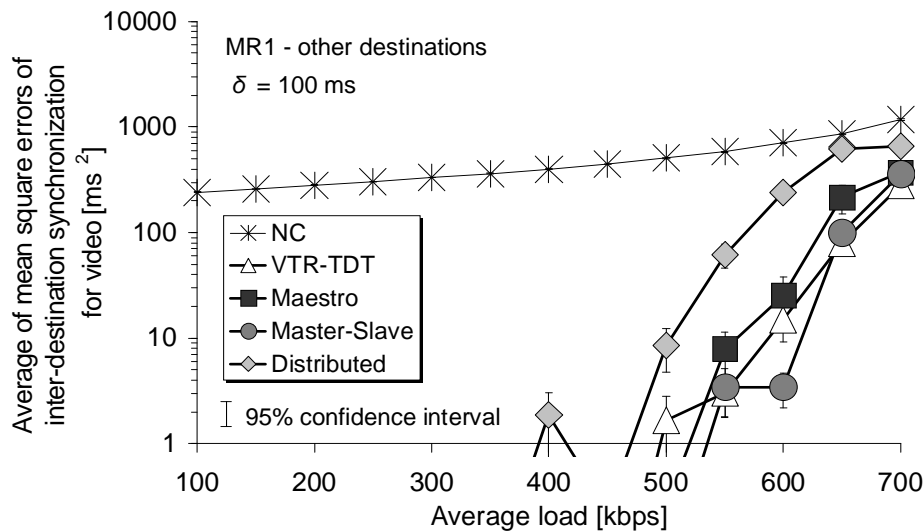


図 6.3: MR1 と他端末とのビデオ端末間同期平均二乗誤差の平均 ( $\delta = 100$  ms)

い。したがって、Master-Slave では、Maestro や Distributed ほどネットワーク遅延差が大きなものとならない。このことは、図 6.4 において、平均負荷が 600 kbps 程度を越えるときに、Master-Slave の MU 遅延がほとんど増加しない一方で、Distributed の MU 遅延が急激に増加していることから確認できる。

図 6.2, 図 6.3, 図 6.5 及び図 6.6 では、今回調べたほぼすべての負荷の範囲で、すべての方式の端末間同期誤差が  $1000 \text{ ms}^2$  を下回っている。この値は、多くのアプリケーションにとって十分小さな値であるように思える。しかし、端末間同期品質に厳しいアプリケーションでは、この程度の大きさの端末間同期誤差でも許容できない可能性がある。また、ネットワークの規模が大きくなり、トポロジーが複雑になるほど、多くのアプリケーションで端末間同期品質が低下すると予想される。この調査は今後の課題である。

#### メディア内・メディア間同期品質

ここでは、 $\delta$  を 100 ms に設定した場合のメディア内・メディア間同期品質を示す。端末間同期品質評価の結果から、VTR-TDT は、端末間同期品質の面で適切でないことが分かった。そこで、ここでは、VTR-TDT を評価対象に含めない。したがって、NC, Maestro, Master-Slave 及び Distributed の 4 方式について、メディア同期品質を評価する。なお、 $\delta$  を 50 ms とした場合のシミュレーションも行ったが、結果における方式間の関係は、 $\delta$  を 100 ms とした場合のそれとほぼ同じであったため、省略する。

図 6.7 は、平均負荷に対する MR6 における音声 MU 欠落率を表している。図 6.8 は、図 6.7 と同様にして、ビデオのそれを示している。MR6 における音声メディア内同期平均二乗誤差を図 6.9 に、ビデオのそれを図 6.10 に示す。図 6.11 は、MR6 における音声出力間隔の変動係数を表している。図 6.12 には、MR6 におけるメディア間同期平均二乗誤差を表す。

図 6.7 と図 6.8 から、平均負荷が 500 kbps 程度以上のとき、端末間同期制御を行う Maestro, Master-Slave 及び Distributed の MU 欠落率が、NC のそれよりも大きくなっていることが分かる。この理由は次の通りである。ODMRP では、データ転送時に、IEEE 802.11 MAC プロトコルのブロードキャストフレームを用いている。IEEE 802.11 MAC プロトコルは ACK に

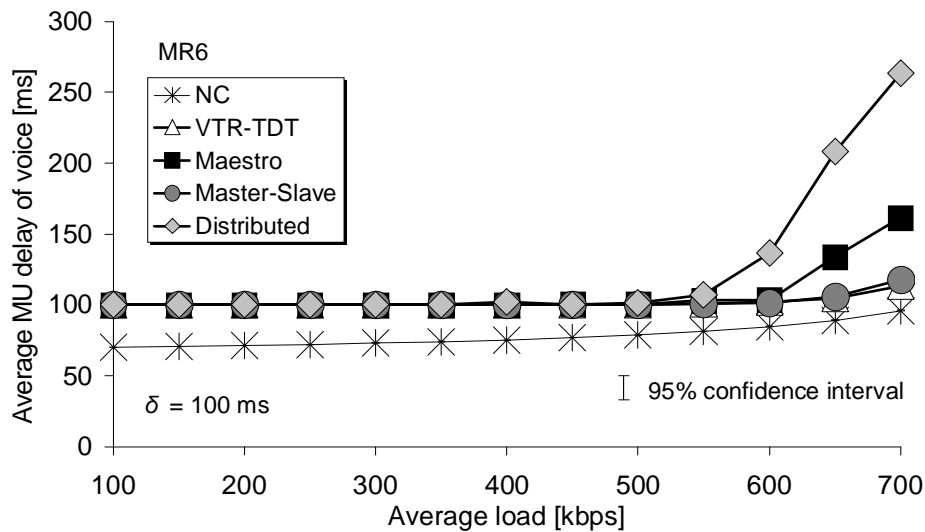


図 6.4: MR6 における音声平均 MU 遅延 ( $\delta = 100$  ms)

基づいた再送制御方式を備えている．しかし，その再送制御は，ユニキャスト通信にしか用いられない．これは，ブロードキャストフレームに対する ACK は返送しないためである．このため，送信端末は，ブロードキャストしたフレームが受信端末に届いたかを知ることができない．したがって，フレーム衝突が発生すると，そのフレームは単に欠落してしまう．一方，端末間同期方式では，その制御のために追加の packets を送信する．これらの packets は，MAC 層において更なるフレーム衝突を生じさせる．先に示したように，このことは Distributed で顕著である．このため，制御情報 packets の増加に伴い，MU 欠落率は増加してしまう．

このような問題に対処するために，IEEE 802.11 MAC プロトコルを拡張した信頼性ブロードキャスト方式がいくつか提案されている [90], [91]．このような手法の実装は今後の課題である．

図 6.9 及び図 6.10 から，NC のメディア内同期平均二乗誤差は，4 方式中で最も大きくなっていることが分かる．したがって，メディア同期制御は，メディア内の時間関係の保持に有効であるといえる．

図 6.11 では，平均負荷が約 500 kbps から 600 kbps 程度の範囲で，Distributed における音声出力間隔の変動係数が，4 方式中で最も大きくなっている．更に，Maestro の変動係数は，2 番目に大きな値となっている．これは，これら 2 方式で多く発生する MAC 層でのフレーム衝突の影響によるものである．図 6.7 及び図 6.8 に示したように，MAC 層でのフレーム衝突は多くの MU 欠落を生じさせる．ここには示していないが，重負荷時には，Distributed のビデオ出力間隔の変動係数も，4 方式中で最大となっていた．

図 6.12 から，今回調べたすべての方式で，メディア間同期平均二乗誤差は，文献 [58] の結果から高いメディア同期品質が得られるとされる  $6400 \text{ ms}^2 (= 80^2 \text{ ms}^2)$  以下の値となっていることが分かる．NC でも高いメディア間同期品質が得られるのは，ライブメディアの特長の一つである [89]．

以上のことから，端末間同期制御のための制御情報 packets がメディアの出力品質に大きな影響を及ぼすことが分かった．また，Master-Slave の端末間同期品質は，三つの端末間同期方式で最良であることも分かった．しかし，Master-Slave には，マスタ端末として相応しい最重負荷端末が既知であるとは限らないという問題がある．このため，常に適切なマスタ端末を選択できるとは限らない．第 5 章で示したように，Master-Slave の端末間同期品質は，マスタ端

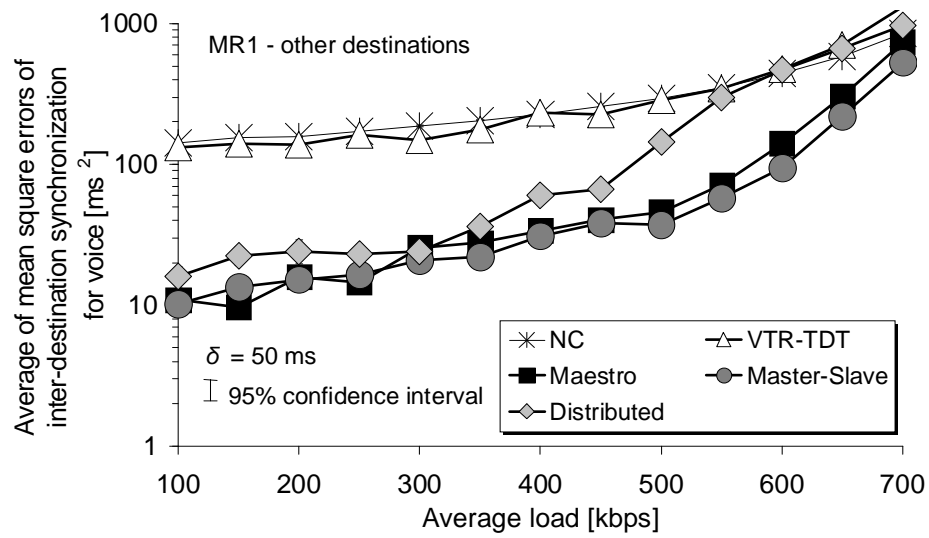


図 6.5: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( $\delta = 50 \text{ ms}$ )

末の位置に敏感である．したがって，最重負荷端末が既知でない場合には，Maestro を用いるのが適切であるといえる．

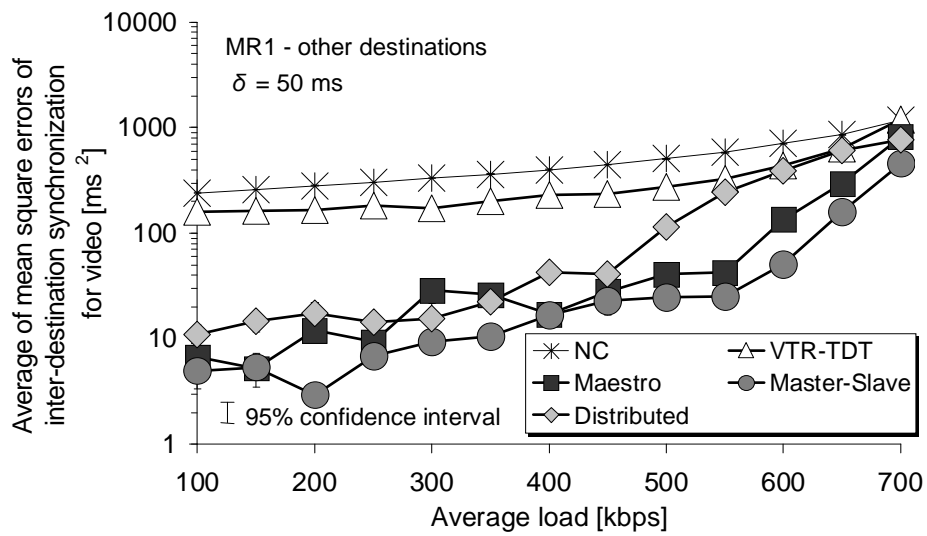


図 6.6: MR1 と他端末とのビデオ端末間同期平均二乗誤差の平均 ( $\delta = 50$  ms )

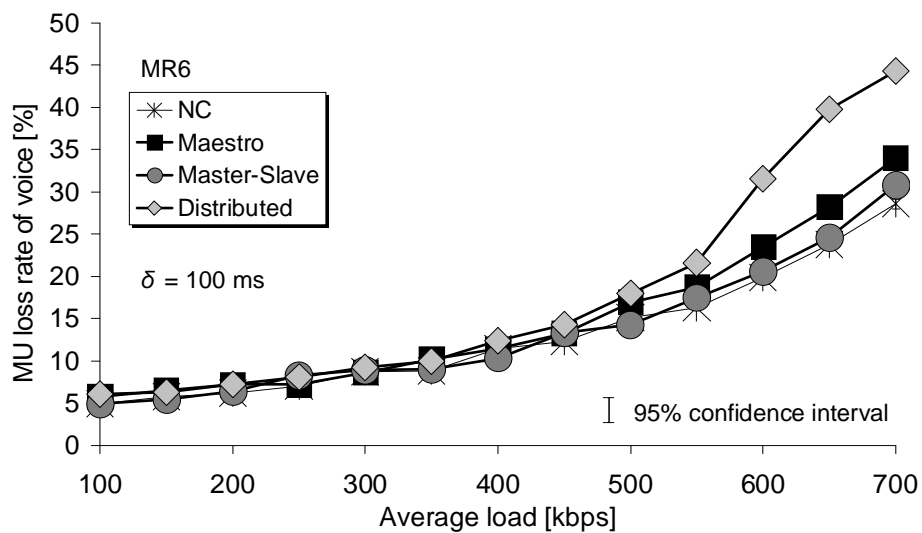


図 6.7: MR6 における音声 MU 欠落率 ( $\delta = 100$  ms )

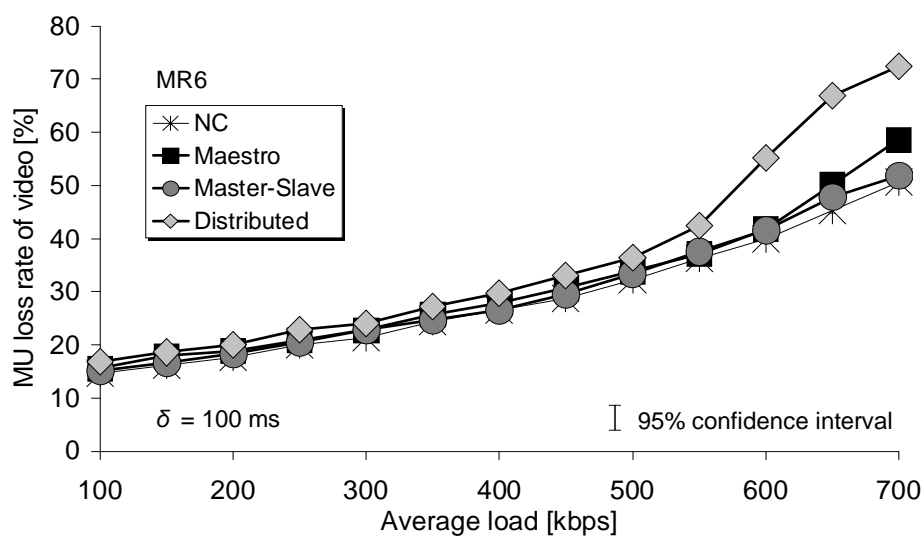


図 6.8: MR6 におけるビデオ MU 欠落率 ( $\delta = 100$  ms)

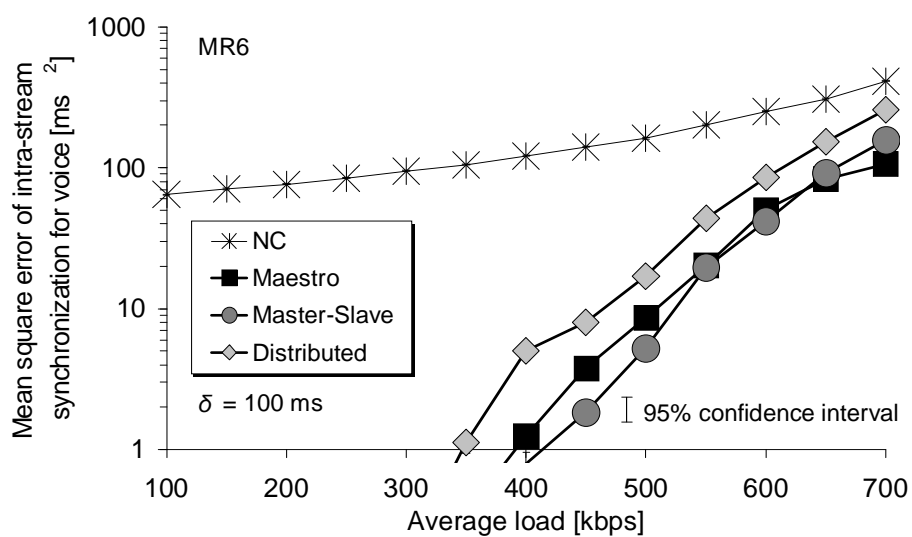


図 6.9: MR6 における音声メディア内同期平均二乗誤差 ( $\delta = 100$  ms)



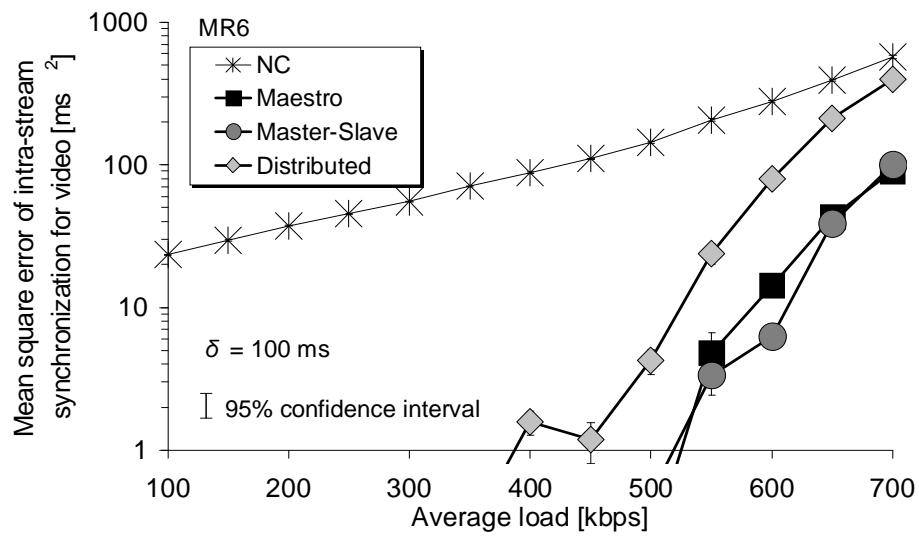


図 6.10: MR6 におけるビデオメディア内同期平均二乗誤差 ( $\delta = 100$  ms)

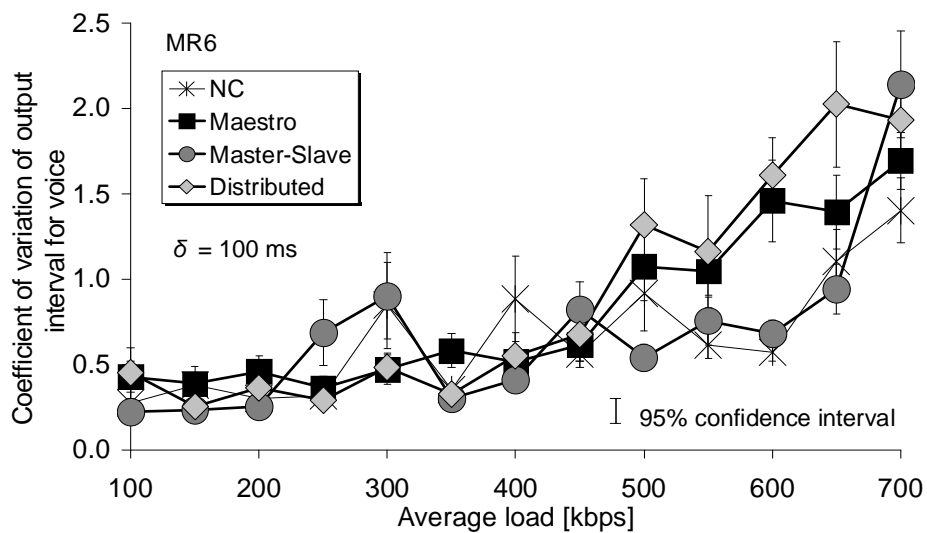


図 6.11: MR6 における音声出力間隔の変動係数 ( $\delta = 100$  ms)

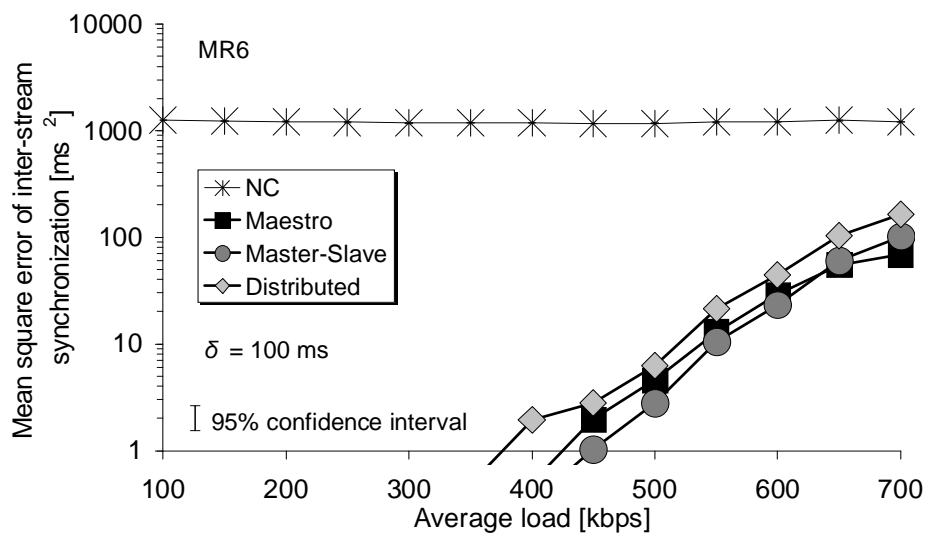


図 6.12: MR6 におけるメディア間同期平均二乗誤差 ( $\delta = 100 \text{ ms}$ )

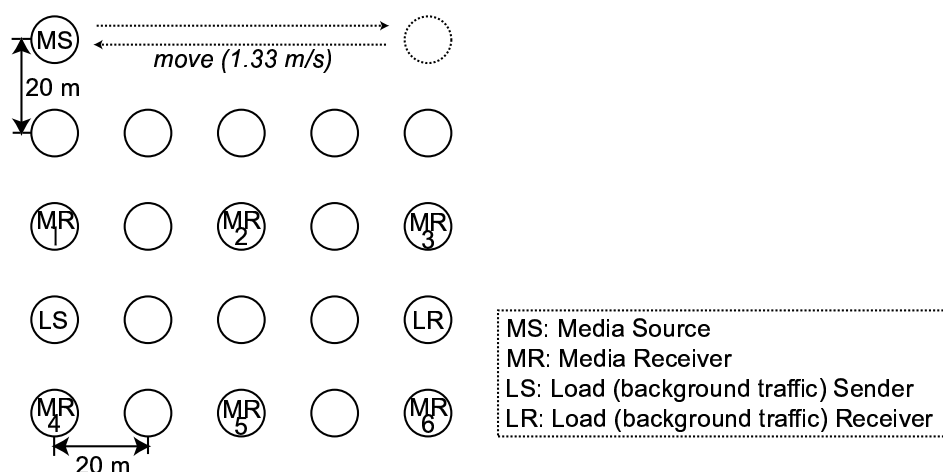


図 6.13: ネットワーク構成 (移動ネットワーク)

### 6.3 移動ノードを含むグリッドトポロジにおける QoS 評価

本節では，移動ノードを含むグリッドトポロジネットワークにおいて，端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS を評価する．

前節の結果から，端末間同期のための制御情報パケットが，メディアのアプリケーションレベル QoS に大きな影響を与えることが分かった．そこで，本節では，同期マエストロ方式にも，5.2 節で提案した制御情報パケットの送信タイミングを分散させる機能を適用する．

#### 6.3.1 ネットワーク構成

図 6.13 に，シミュレーションにおけるネットワーク構成を示す．本節では，21 台の無線ノードからなるグリッドトポロジを想定する．縦方向もしくは横方向に隣接したノード間の距離を 20 m で一定とする．メディア発生源端末 MS はネットワークの左上角に配置する．6 台のメディア出力先端末 MR1 から MR6，負荷送信端末 LS 及び負荷受信端末 LR を図 6.13 に示すように配置する．MS はトポロジの左端から右端まで水平方向に動くことができるものとする．

無線システムモデルは，前節におけるそれと同じとする．つまり，伝送速度を 11 Mbps に固定した IEEE 802.11b を想定する．

#### 6.3.2 シミュレーション方法

メディア発生源端末 MS は，音声とビデオを，各メディア出力先端末 MR1 ~ MR6 へ，MU を単位としてマルチキャスト配信する．トランスポートプロトコルには，RTP/UDP を使用する．音声及びビデオには，6.2 節で用いたものと同じものを使用する．

シミュレーションにおいて，MS は次のように動くものとする．まず，MS は，トポロジの左端から右端へ，1.33 m/s の速さ（これは歩行速度に相当する）で移動する．MS がトポロジの右端に到達すると，それは静止することなく，右端から左端の方向に移動方向を変える．そして，1.33 m/s の速度で移動する．シミュレーション開始から約 120 秒が経過すると，MS は初期位置に戻る．

本節においても，グローバルクロックを想定する．そして，前節における比較対象方式から

VTR-TDT を除いた 4 方式の QoS 評価を行う。これは、VTR-TDT は、端末間同期品質の観点で適切な方式といえないためである。

前節で示したように、集中制御型の同期マエストロ方式及びマスタ・スレーブ端末方式では、集中制御ノードの位置が、音声・ビデオのアプリケーションレベル QoS に影響を及ぼす。そこで、本節では、前節の結果を参考に、集中制御ノードを次のように設定する。Maestro における同期マエストロを、トポロジーの中心に存在する端末である MR2 とする。また、Master-Slave におけるマスタ端末は、MS の初期位置から最も遠いメディア出力先端末 MR6 とする。

本節のシミュレーションでは、目標となる遅延時間  $\delta$  を 50 ms と設定する。また、それ以外のメディア同期制御のためのしきい値やパラメータ値は、前節と同じ値に設定する。

音声・ビデオの干渉トラヒックとして、負荷送信端末 LS (Load Sender) から負荷受信端末 LR (Load Receiver) へ、ルーティングプロトコルに ODMRP を用いて、負荷データを転送する。LS は、1500 バイトの IP データグラムを、指数分布に従う間隔で発生し、送信する。この指数分布の平均を変化させることで、ネットワークにかかる負荷の大きさを調節する。LS が送信する負荷データ量の平均を平均負荷と定義する。

### 6.3.3 シミュレーション結果

本項では、端末間同期品質及び MS の初期位置から最も遠い MR6 におけるアプリケーションレベル QoS を評価する。

シミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 30 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、30 個の測定値の平均値である。また、これら 30 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している。ただし、その区間が、シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には、それは示されていない。

以降に示す図では、3 秒毎に平均した QoS パラメータ値を示している。図には、最初の MU を取込んでから 120 秒間の QoS パラメータ値を示している。

アプリケーションレベル QoS 評価結果を示す前に、平均負荷を 100 kbps とした場合の、メディア発生源端末 MS と各メディア出力先端末との間の平均ホップ数の時間変化を図 6.14 に示す。この図は音声ストリームについてのものであるが、ビデオについてもほぼ同様である。この図から、時間経過に伴って、MS と各メディア出力先端末とのホップ数が変化していることが分かる。また、平均負荷が 300 kbps とした場合の平均ホップ数の時間変化も測定した。その結果、その場合の平均ホップ数は、平均負荷を 100 kbps とした場合のそれとほぼ同じであった。つまり、ネットワークにかかる負荷の量は、平均ホップ数にほとんど影響を与えないといえる。

#### 端末間同期品質

図 6.15 は、平均負荷を 100 kbps とした場合における、MR1 と他の 5 端末との音声端末間同期平均二乗誤差を平均した値を示す。

図 6.15 から、三つの端末間同期方式の端末間同期誤差は、NC のそれより小さいことが分かる。したがって、端末間同期制御は端末間同期品質の改善に有効であるといえる。

図 6.15 では、Master-Slave の端末間同期誤差が、時刻 60 秒のあたりで、Maestro や Distributed のそれに比べて大きな値となっている。これは、図 6.14 から分かるように、この時間帯において、MS・MR6 間のホップ数が、MS・MR4 間や MS・MR5 間のそれに比べて少ないためである。Master-Slave では、MR6 をマスタ端末としている。このため、各端末は、MR6 の出力時刻を基準として端末間同期制御を行う。しかし、時刻 60 秒あたりでは、MR4 や MR5

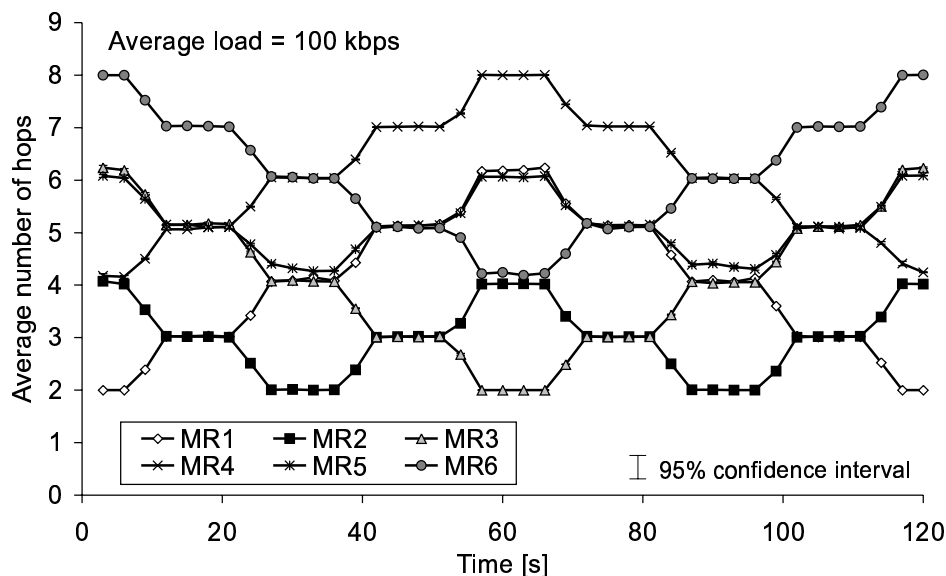


図 6.14: メディア発生源端末・各メディア出力先端末間の音声ストリーム平均ホップ数 ( 平均負荷 100 kbps )

は，MR6 よりも遅れて MU を受信する．このため，これらの端末は，MR6 の出力タイミングに合わせることができないことから，Master-Slave の端末間同期誤差が増加する．

また，図 6.15 から，Distributed の端末間同期誤差は，MS の移動の影響をほとんど受けていないことが分かる．

一方，図 6.15 では，メディア転送開始直後に，Maestro の端末間同期誤差が，他の端末間同期方式におけるそれに比べて大きくなっていることが分かる．この理由は次の通りである．同期マエストロ方式では，同期マエストロが，一旦制御情報パケットを集めてから，すべてのメディア出力先端末に向けて，基準とすべき出力タイミングの情報を送信する．したがって，Maestro では，メディア出力先端末への最初の制御情報パケットの到着が，他方式のそれに比べて遅れる可能性がある．したがって，メディア転送開始直後に，Maestro の端末間同期品質は，他の 2 方式のそれに比べて低くなる．

図 6.15 から，すべての方式の端末間同期誤差は，前節の結果と同様に， $1000 \text{ ms}^2$  を下回っていることが分かる．

シミュレーションでは，平均負荷を 300 kbps とした場合の端末間同期品質も測定した．その結果，方式間の関係は，平均負荷を 100 kbps とした場合と同様の傾向にあることを確認した．その一方で，平均負荷が増加すると，端末間同期誤差の変動が大きくなることが分かった．これは，負荷の増加に伴い，音声・ビデオ MU や端末間同期制御のための制御情報パケットの欠落が多くなるためである．したがって，各メディア出力先端末では，端末間同期品質を高く保つことが困難になる．

## リアルタイム性

図 6.16 に，平均負荷を 100 kbps としたときの，MR6 における音声平均 MU 遅延を示す．この図から，NC 及び Master-Slave の平均 MU 遅延は，時刻 60 秒のあたりで最小となっていることが分かる．これは，MS・MR6 間のホップ数の減少に伴って，これらの方式の MU 遅延が

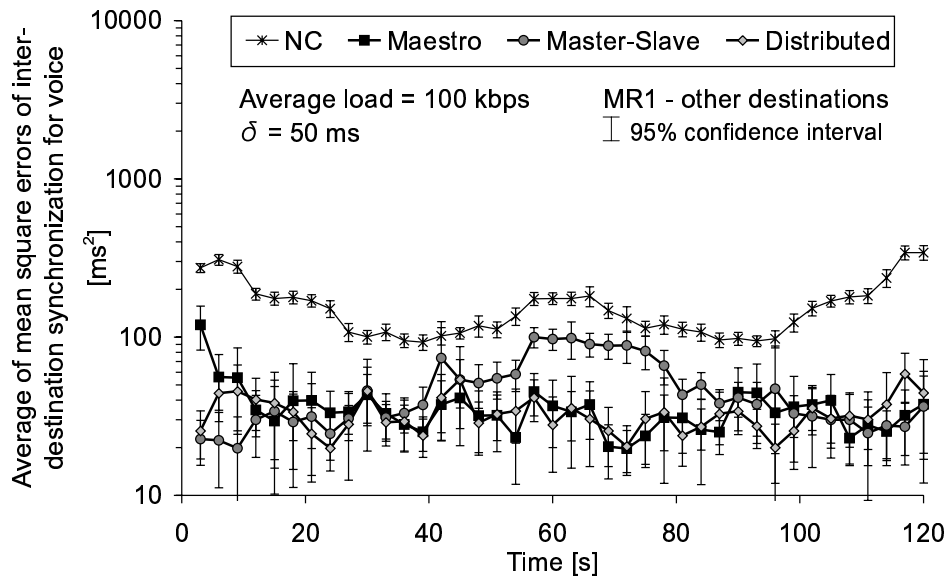


図 6.15: MR1 と他端末との音声端末間同期平均二乗誤差の平均 ( 平均負荷 100 kbps )

減少するためである。

一方，図 6.16 から，Distributed の時刻 60 秒あたりにおける平均 MU 遅延は，時刻 0 秒周辺及び時刻 120 秒あたりにおけるそれとほぼ同程度であり，それ以外の時間帯における平均 MU 遅延よりも大きいことが分かる．また，Maestro の平均 MU 遅延は，Distributed のそれと同様の傾向にある．これらの理由は次の通りである．Maestro や Distributed では，MS がトポロジーの左端 / 右端にあるときに，目標出力時刻は，MR6 / MR4 (つまり，メディア発生源から最も遠い端末) における MU 出力時刻により決まる．一方，時刻 30 秒あたり及び時刻 90 秒の周りでは，メディア発生源端末は，その移動範囲の中央付近にある．このとき，MS・MR4 間のホップ数は，MS・MR6 間のそれと同じとなる．図 6.14 から，MS とそれから最遠のメディア出力先端末との間のホップ数は，MS がトポロジーの端にあるときに最大となることが分かる．したがって，Distributed や Maestro の平均 MU 遅延は，MS が移動範囲の中央に存在するときに小さくなる．

#### 転送効率

図 6.17 は，平均負荷が 100 kbps のときの，端末 MR6 におけるビデオ MU 欠落率を示している．この図から，時刻 60 秒のあたりで，すべての方式で MU 欠落率が最小値を取っていることが分かる．これは，この時間帯において，MS・MR6 間のホップ数が最小となるためである．しかし，この期間においても，MU 欠落率は十分に大きな値である．これは，ODMRP が，IEEE 802.11 MAC プロトコルのブロードキャストフレームを用いてデータ転送を行うためである．

一方，図 6.17 では，Distributed の MU 欠落率が，4 方式中で最も大きくなっていることが分かる．この理由は次の通りである．端末間同期方式では，その制御のためのパケットを送信する．これらのパケットは更なるフレーム衝突を生じさせる．そして，これは，Distributed で最も顕著である．したがって，Distributed の MU 欠落率は最も大きな値となる．

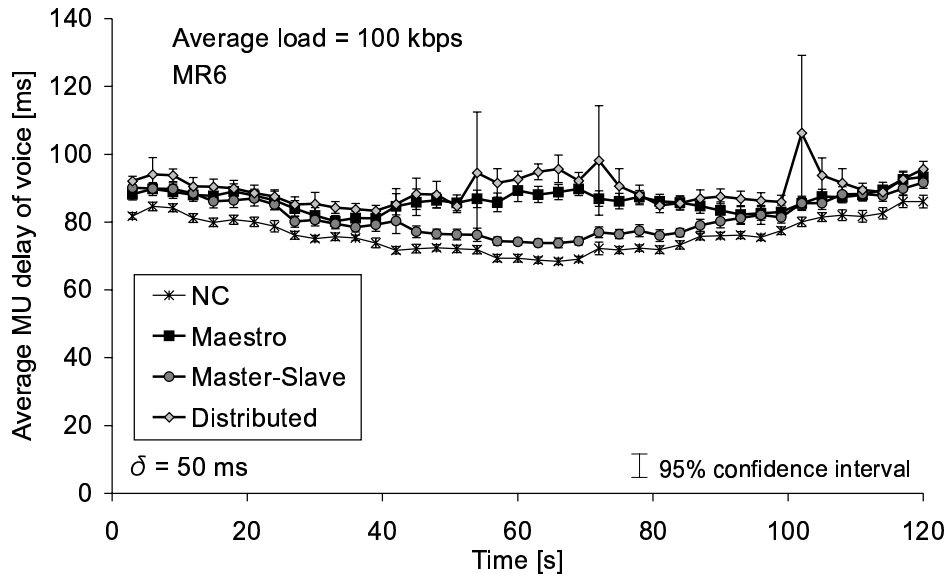


図 6.16: MR6 における音声平均 MU 遅延 ( 平均負荷 100 kbps)

## メディア内同期品質

図 6.18 に、平均負荷を 100 kbps とした場合の、MR6 における音声出力間隔の変動係数を示す。この図から、ほぼすべての方式で、15 秒毎にスパイクが発生していることが分かる。この理由は次の通りである。シミュレーションでは、メディア発生源端末 MS は、その中心から 22.49 m 以内に存在するノードと直接通信が可能である。MS は 1.33 m/s で移動するため、グリッドの最上列に存在するノードのうち左端を除いた 4 ノードは、MS と通信可能となつてからおよそ 15.48 秒で通信できなくなる。MS が通信範囲から出て通信ができなくなると、そのノードはメディア転送のためのルートを失う。ODMRP では、メンバ情報やルートの更新を定期的にしか行わない。したがって、MS はルートを失った直後にルート探索をすることができない。シミュレーションでは、ルート更新間隔を 3 秒としている。そのため、MS がルートを失った場合には、MU 到着間隔が大きくなる可能性がある。最悪の場合、それは約 3 秒である。このため、出力間隔の変動係数にスパイクが生じる。これを平滑化させるためには、ルーティングプロトコルの改良が必要である。これは今後の課題となる。

これらの結果から、三つの端末間同期方式は、端末間同期品質の改善に有効であることが分かる。しかし、Master-Slave の端末間同期品質は、メディア発生源端末 MS の位置に影響を受ける。したがって、Master-Slave は移動ノードを含むネットワークに適しているとはいえない。また、MS が移動範囲のどこにあったとしても、Distributed の MU 欠落率は他方式のそれより大きくなる。更に、メディア転送開始直後の Maestro の端末間同期品質は、他の方式に比べて低い。

## 6.4 むすび

本章では、IEEE 802.11b を用いた無線アドホックネットワークにおいて、ライブ音声・ビデオマルチキャスト配信のアプリケーションレベル QoS を評価した。マスタ・スレーブ端末方式、同期マエストロ方式及び分散制御方式の 3 方式の比較を行った。その結果、端末間同期のため

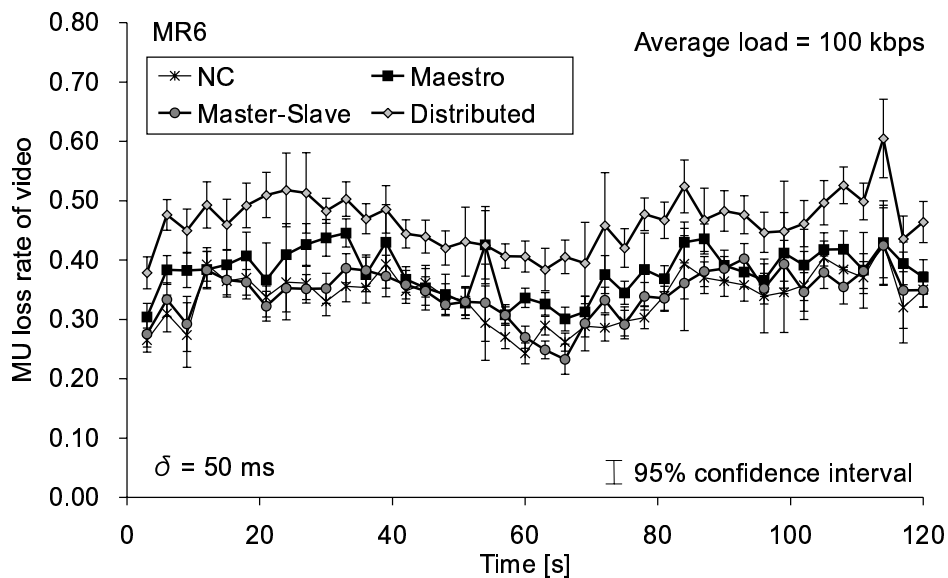


図 6.17: MR6 におけるビデオ MU 欠落率 ( 平均負荷 100 kbps )

の制御情報パケットが、メディアの出力に大きな影響を及ぼすことが分かった。これは、分散制御方式で最も顕著に生じる。そのため、制御情報パケット送信量の少ないマスタ・スレーブ端末方式が、他方式に比べて高いアプリケーションレベル QoS を得ることができる。しかし、この方式の端末間同期品質は、ノード配置やその移動に大きく影響される。また、同期マエストロ方式では、メディア転送開始直後には高い端末間同期品質を得ることができない。また、分散制御方式と同様に、制御情報パケットによるメディアの QoS への影響が生じてしまう。

以上のように、それぞれの方式には、長所・短所が存在する。このため、アドホックネットワークでは、これらの方式の特長を考慮した新たな端末間同期方式が必要であるといえる。



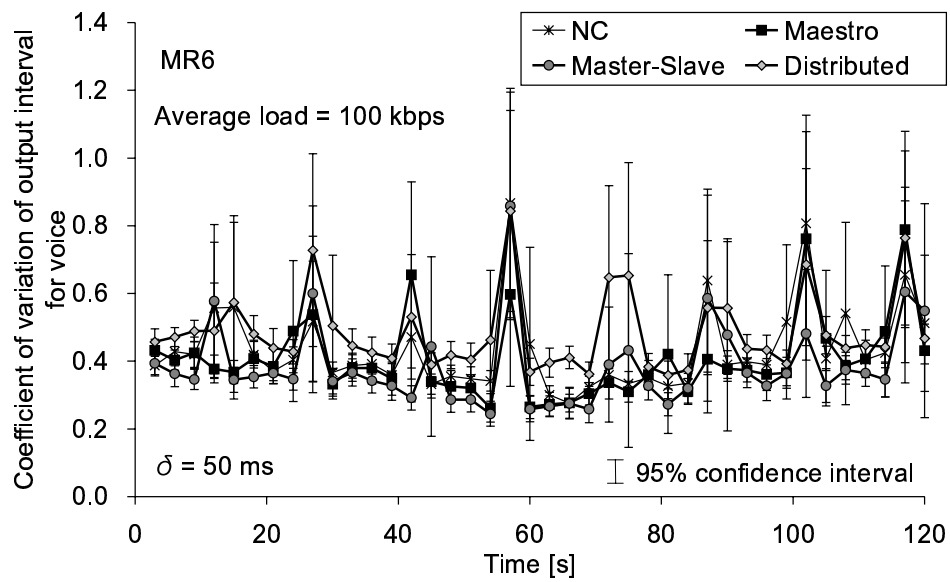


図 6.18: MR6 における音声出力間隔の変動係数 ( 平均負荷 100 kbps )

## 第7章 アドホックネットワークにおけるメディア転送方式比較

### 7.1 まえがき

前章において、アドホックネットワークにおけるマルチキャスト通信の端末間同期品質を評価した。その結果、アドホックネットワークにおけるマルチキャスト通信では、端末間同期の問題以前に、通信の低信頼性が大きな問題となることが分かった。一方、ユニキャスト通信では、MACプロトコルによる再送制御により、通信品質の向上が期待できる。

無線アドホックネットワークにおける連続メディア転送に関して、これまでに様々な研究が行われている。しかし、それらの大部分では、アプリケーションレベル QoS やユーザレベル QoS を考慮していない。文献 [92] では、アドホックネットワークにおけるライブ音声・ビデオストリーミング転送の品質改善手法の提案を行い、実験により実現可能性の検証を行っている。この文献では、アドホックルーティングプロトコルに DSR を用い、音声・ビデオ通信ソフトウェアに Microsoft Windows NetMeeting を使用している。受信パケットの SNR (Signal-to-Noise Ratio) 値から、ルートの切断可能性を検出し、ルートの再探索を実施する。しかし、この文献では、定量的な評価がなされていない。

音声・ビデオ転送では、二つのメディアを同時に扱うことになる。しかし、音声とビデオを同時に扱い、アプリケーションレベルもしくはユーザレベルの QoS を取り上げた研究は非常に少ない。音声・ビデオの転送には、単一ストリーム方式 (Single-Stream Approach) とマルチストリーム方式 (Multi-Stream Approach) という二つの手法が考えられる。前者は、インタリーブされた音声とビデオを一つのトランスポートストリームで転送する。マルチメディアの多重化手法に関する国際標準や勧告では、単一ストリーム方式が良く用いられる。例えば、MPEG2 のトランスポートストリームやプログラムストリームを規定している ISO/IEC 13818-1 [93] では、この方式が用いられる。一方、マルチストリーム方式では、二つのメディアを別々のトランスポートストリームで転送する。

文献 [28] は、単一ストリーム方式及びマルチストリーム方式とメディア同期制御の有無からなる 4 方式を、無線 LAN における蓄積 MPEG ビデオ・音声転送に実装している。また、文献 [89] は、有線・無線統合ネットワークにおけるライブ JPEG ビデオ・音声転送について、これら 4 方式のアプリケーションレベル QoS を比較している。しかし、無線アドホックネットワークにおけるこれらの方式の QoS 評価は、これまでに行われていない。

そこで、本章では、無線アドホックネットワークにおけるライブ音声・ビデオのユニキャストストリーミング配信について、これら 4 方式のアプリケーションレベル QoS を比較する。また、ネットワーク層で測定されるいくつかのネットワークレベル QoS パラメータも評価する。アドホックルーティングプロトコルはネットワーク層のプロトコルであるため、ネットワークレベル QoS はアドホックネットワークの性質を反映しているといえる。アプリケーションレベル QoS 評価とネットワークレベル QoS 評価とを組み合わせることで、無線アドホックネットワークにおける最適な方式を示す。

本章では、まず、7.2 節で、単一ストリーム方式とマルチストリーム方式を説明する。7.3 節

表 7.1: メディア転送方式の定義

	単一ストリーム	マルチストリーム
メディア同期制御なし	type 0	type 2
メディア同期制御あり	type 1	type 3

に，本章で用いたメディア同期アルゴリズムの概要を示す．7.4 節では QoS 評価方法を示し，7.5 節に QoS 評価結果とそれに対する考察を示す．

## 7.2 メディア転送方式

本章では，アドホックネットワーク上で，一つのメディア発生源端末から一つのメディア出力先端末に向けて，音声ストリームとそれに関連したビデオストリームとを転送する場合を想定する．1 ビデオフレームをビデオ MU と定義する．また，音声 MU は一定数の音声サンプルから構成されるものとする．本章では，音声 MU の取込みにかかる時間が，ビデオ MU のそれに比べて長い場合を想定する．これは，ビデオ MU の取込みが一瞬で終了する一方で，音声 MU の取込みには MU 間隔と同じ時間を要するためである．

文献 [28] 及び文献 [89] では，表 7.1 に示すように四つのメディア転送方式を定義している．各方式は，二つの要素により分けられている．一つは，使用しているトランスポートストリームの数（単一ストリームもしくはマルチストリーム）であり，もう一つは，メディア出力先におけるメディア同期制御の有無である．

アドホックネットワークでは，ネットワーク状態が時々刻々と変化することから，その変化がメディアの出力品質に大きな影響を及ぼす可能性がある．また，単一ストリーム方式とマルチストリーム方式とでは，音声及びビデオ MU の送信タイミングが異なる．したがって，これらの方式の QoS を比較することは，アドホックネットワークにおけるマルチメディア通信の高品質化を検討する上で重要な意味を持つ．

以下に，二つの方式の実装について述べる．

### 7.2.1 単一ストリーム方式

単一ストリーム方式では，音声 MU とビデオ MU とをそれらのタイムスタンプの順番でインタリーブした，単一の混合ストリームを形成する．そして，それをネットワークに送信する．インタリーブは，メディア間同期実現のための有効な手法の一つであるといえる．

本章の単一ストリーム方式の実装では，音声 MU とビデオ MU とで取込み開始時間が重なった場合には，音声 MU をビデオ MU より先に送信する．これは，音声は，ビデオよりもメディア内同期誤差の影響を受けやすいためである．したがって，音声の出力品質低下を最小限に抑えるため，音声 MU をビデオ MU より優先して扱う．しかし，メディア出力先端末は，メディアの出力まで，メディア種別を認識しないことに注意されたい．

図 7.1 は，単一ストリーム方式における，MU の取込みタイミングと送信タイミングとの関係を例示している．この手法では，音声 MU よりも後に取込みが開始されたビデオ MU は，その音声 MU の取込み及び符号化の終了を待たなければ送信されない．そのため，ビデオ MU は音声 MU の後にインタリーブされる．

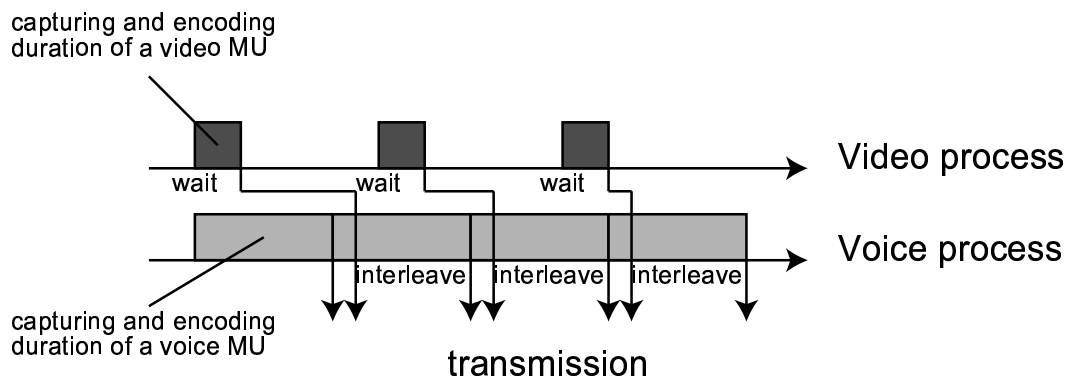


図 7.1: 単ストリーム方式における MU 取込み及び送信タイミング

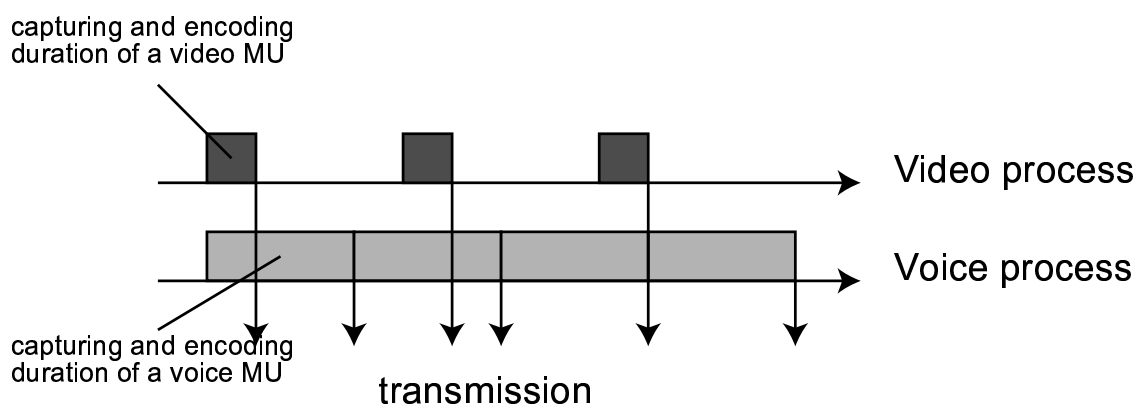


図 7.2: マルチストリーム方式における MU 取込み及び送信タイミング

### 7.2.2 マルチストリーム方式

マルチストリーム方式では，音声とビデオは，それぞれ別々のトランスポートストリームを用いて転送される．それぞれのメディアの転送は独立して行われるため，DiffServ[94]のようなネットワークレベル QoS 制御を容易に適用できる．

図 7.2 は，マルチストリーム方式における，MU 取込みタイミングと送信タイミングとの関係の一例である．この方式では，メディア種別に関係なく，MU の取込み終了とともに即座に送信を試みる．

マルチストリーム方式における二つのストリームは，同じルートで送信されることに注意されたい．これは，ネットワーク層のルーティングは，メディア発生源端末のアドレスとメディア出力先端末のアドレスとの組み合わせに対して実行されるからである．

## 7.3 メディア同期アルゴリズム

本章では，メディア同期アルゴリズムとして，第 3 章で提案した拡張 VTR ( Virtual-Time Rendering ) アルゴリズムを使用する．VTR アルゴリズム [27] では，ネットワークの負荷状態に応じて MU を出力すべき時刻 ( 目標出力時刻 ) を動的に調節する．拡張 VTR アルゴリズムでは，MU 欠落が発生するような状況において，再送のための時間を作り出す．本章では，ア

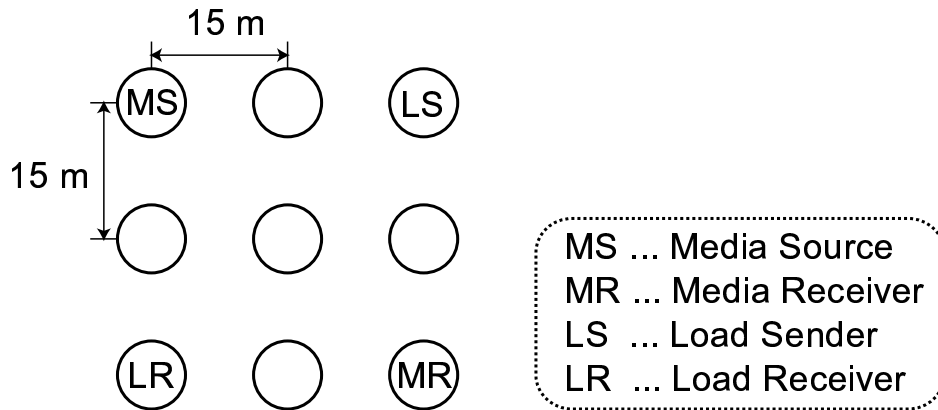


図 7.3: ネットワーク構成

アプリケーションレベルでの再送制御は用いない。しかし，このアルゴリズムによりバッファリング時間が増えることで，MAC 層における再送制御が有効に作用する可能性が高まる。

メディア同期制御は，メディア出力先において MU の到着順序違いが生じた場合に，それを順番通り出力するのに有効である。MU の到着順序違いとは，早いタイムスタンプを持つ MU が遅いタイムスタンプを持つ MU よりも遅れて到着することである。メディア同期制御の有無に関わらず，メディア出力先では，同一数の MU を同一時刻に受信する。メディア同期制御を用いる場合には，MU の順序制御が行われる。これにより，順序が異なって受信された MU を，本来の順序通りに出力できる。一方，トランスポートプロトコルに UDP を用い，メディア同期制御を用いない場合には，順序が異なって受信された MU は単に廃棄されてしまう。

単一ストリーム方式では，音声とビデオをインタリーブし，一つの混合ストリームを生成する。この方式では，メディア出力先はこの混合ストリームに対するメディア内同期制御のみを行う。つまり，混合ストリームの到着タイミングにより，目標出力時刻は変更されうる。

マルチストリーム方式では，音声をマスターメディアとし，ビデオをスレーブメディアとする。これは，音声は，ビデオに比べてメディア内同期品質の劣化に敏感なためである。また，目標出力時刻の変更は，マスターメディアである音声のみによって起動されるものとする。スレーブメディアは，マスターメディアによる目標出力時刻変更と同じタイミングに，同じ量だけ目標出力時刻を変更する。更に，マルチストリーム方式では，メディア間同期制御を用いる。

## 7.4 QoS 評価方法

本章では，ns-2[75] を用いたシミュレーションにより QoS 評価を行う。以下にその方法を説明する。

### 7.4.1 ネットワーク構成

図 7.3 のように，9 台の無線ノードが  $3 \times 3$  の格子状に並んだグリッド型のネットワークトポロジーを構成する。縦方向・横方向ともに，ノード間隔は 15 m とする。

無線システムモデルには，IEEE 802.11 MAC プロトコルの DCF (Distributed Coordination Function) [88] を想定する。電波伝搬モデルとしては，ns-2 に用意されている FreeSpace モデルを使用する。アンテナは無指向性とする。また，すべての端末は，同じ無線チャネルを使用す

表 7.2: 音声及びビデオの仕様

項目	音声	ビデオ
符号化方式	ITU-T G.711 $\mu$ -law	MPEG1 GOP I
画像表示サイズ [pixels]	—	192 × 144
平均 MU サイズ [bytes]	320	2000
平均 MU レート [MU/s]	25.0	20.0
平均 MU 間隔 [ms]	40.0	50.0
平均ビットレート [kbps]	64.0	320.0
測定時間 [s]	120.0	

る．本章では，Lucent Technologies 社製 Orinoco PCMCIA 無線 LAN カードの仕様に基づき，各端末の送信電力や受信しきい値を設定する．IEEE 802.11b を想定し，伝送速度は 11 Mbps に固定する．電波の到達範囲は，送信端末の中心から半径 22.49 m の円内となる．つまり，各ノードは，隣接しているノードとのみ直接通信が可能となる．

#### 7.4.2 シミュレーション方法

メディア発生源端末 MS は，音声とビデオを，メディア出力先端末 MR へ，MU を単位としてユニキャスト転送する．本章ではルーティングプロトコルとして DSR を使用する．DSR はリアクティブ型のアドホックルーティングプロトコルであり，受信ノードまでの全経路をパケットに付与して転送する．そして，中継ノードはパケットに含まれる経路情報に従ってルーティングを行う．

シミュレーションでは，実際の ITU-T G.711  $\mu$ -law 音声及び MPEG1 ビデオ (I フレームのみ) から作成されたトレースファイルを使用する (表 7.2 参照)．音声の送信 MU レートは 25 MU/s であり，ビデオのそれは 20 MU/s とする．音声のビットレートは 64 kbps (一定) であり，ビデオのビットレートは平均 320 kbps である．また，本章では，ライブメディアを想定していることから，メディアの取り込み及び符号化に要する遅延を考慮する．音声 MU の取り込み・符号化遅延は，その取り込みに MU 間隔である 40 ms を要すること及び符号化にかかる時間は無視できる程度であることから 40 ms と設定する．ビデオでは，MU の取り込みは瞬時に終わるが，符号化処理に時間を要する．このことから，第 3 章の実験システムにおいて，ビデオ MU の取り込み・符号化にかかっていた 8 ms を，本章におけるビデオ MU の取り込み・符号化遅延とする．それぞれの MU のタイムスタンプに取り込み・符号化遅延を加えたものを，その MU のメディア発生源からの送信時刻とする．

拡張 VTR アルゴリズムのパラメータ値は次のように設定する．目標出力時刻の急激な変化を避けるために，本章では， $r$  を 10 ms と設定する．それ以外のメディア同期制御の各種しきい値及びパラメータ値は，第 3 章のそれと同じ値を用いる．したがって，初期バッファリング時間  $J_{\max}$  は 100 ms となり，最大許容遅延  $\Delta_{\text{al}}$  は 300 ms と設定される．また，マルチストリーム方式では，疎結合方式 [27] によるメディア間同期制御を採用する．

音声・ビデオの干渉トラヒックとして，負荷送信端末 LS (Load Sender) から負荷受信端末 LR (Load Receiver) へ，ルーティングプロトコルに DSR を用いて，負荷データを転送する．LS は，1500 バイトの IP データグラムを，指数分布に従う間隔で発生し，送信する．この指数分布の平均を変化させることで，ネットワークにかかる負荷の大きさを調節する．LS が送信する負荷データ量の平均を平均負荷と定義する．

### 7.4.3 QoS パラメータ

本章では、これまでの章で用いてきたアプリケーションレベル QoS パラメータに加えて、ネットワークレベルの QoS パラメータとして、ルートエラー発生数の平均及び平均ホップ数を用いる。

ルートエラー発生数の平均は、シミュレーション時間中に発生した、MS から MR へのルートに対するルート切断の回数を、シミュレーション条件ごとに平均した値を示している。使用中のルートが切断された場合、それを検出した中継ノードは、メディア発生源端末にルートエラーパケットを返送する。

メディア発生源端末からメディア出力先端末までのホップ数が増加すると、ネットワーク遅延が増加する。これはリアルタイム性を損ねてしまう。シミュレーションでは、メディア発生源端末からメディア出力先端末までの最短ホップ数は 2 である。しかし、ルートエラーが発生すると、メディア発生源は、メディアを転送するために、代替となるルートを探査する。つまり、メディア発生源は、複数のホップを経由するルートを選択しうる。

## 7.5 シミュレーション結果

本節では、まず、ネットワークレベル QoS 評価結果を示す。次に、4 方式のアプリケーションレベル QoS を比較する。

シミュレーションでは、一つの負荷の設定値に対して 10 回の測定を行っている。以下に示すシミュレーション結果は、10 個の測定値の平均値である。また、これら 10 個の測定値から算出した 95%信頼区間も同時に示している。ただし、その区間が、シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には、それは示されていない。

### 7.5.1 ネットワークレベル QoS 評価結果

ネットワークレベルで測定されるルートエラー発生数の平均及び平均ホップ数は、メディア同期制御の有無に影響されない。したがって、本項では、メディア同期制御ありの場合である type 1 と type 3 の二通りについて、評価結果を示す。

図 7.4 に、平均負荷を横軸として、メディア発生源端末から送信されたメディアストリームに関して、シミュレーション中に発生したルートエラー発生数の平均を示す。この図から、今回調べたすべての負荷の範囲において、type 3 (マルチストリーム方式) のルートエラー発生数が、type 1 (単一ストリーム方式) のそれとほぼ同じか、それより少なくなっていることが分かる。これは、単一ストリーム方式では、メディア発生源端末からのメディア送信が、インタリーブの影響によりバースト性を持つためである。バースト性のあるトラヒックは、MAC 層で更なる衝突を発生させる。MAC 層でのフレーム衝突の結果、音声やビデオ MU を含むパケットが欠落すると、中継ノードはルートエラーパケットを送信する。そのため、メディアストリームがバースト性を持つと、ルートエラー発生数は増加する。

次に、メディア発生源端末から送信されたストリームに対する DSR のルート選択方法を議論する。このネットワークポロジでは、メディア発生源端末からメディア出力先端末までの最短経路は、図 7.5(a) に示すように 2 ホップである。しかし、負荷データを含むパケットとの衝突により、音声やビデオ MU を含むパケットが欠落すると、DSR はルート切断を検出し、代替ルートを探査する。図 7.6 は、マルチストリーム方式における平均ホップ数の時間変化を示している。この図において、平均ホップ数は 1 秒ごとに算出している。また、平均負荷が 500 kbps

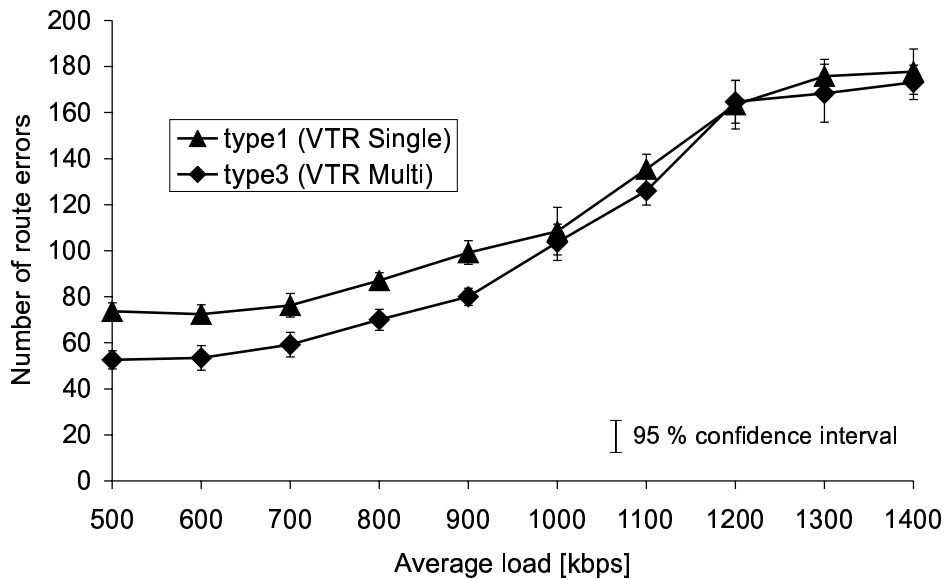


図 7.4: ルートエラー発生数

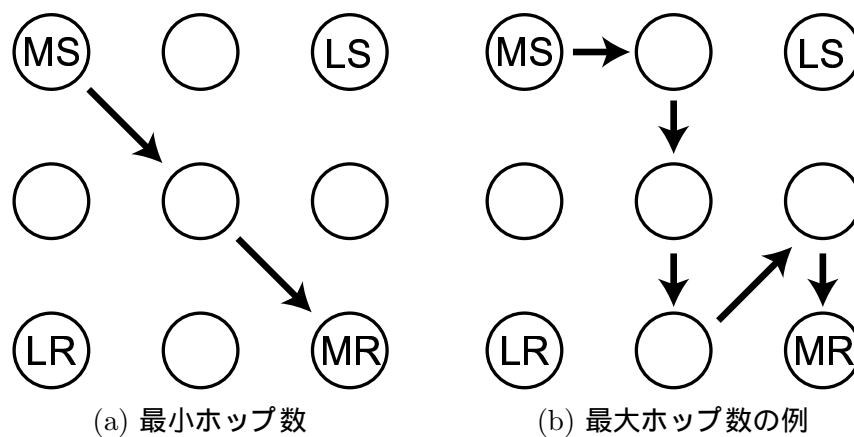


図 7.5: シミュレーションにおいて選択されたルート

の場合と 1.2 Mbps の場合の、二種類の負荷状態における結果を示している。この図から、平均負荷が 1.2 Mbps のときの平均ホップ数の変動は、平均負荷が 500 kbps のときのそれよりも大きいことが分かる。これは、図 7.4 から分かるように、平均負荷の増加につれてルートエラー数が増加しているためである。シミュレーションにおける最大ホップ数は 5 であった。このルートの例を図 7.5(b) に示す。シミュレーション試行ごとにホップ数は変化することから、ネットワーク遅延は大きく変動しているといえる。

## 7.5.2 アプリケーションレベル QoS 評価結果

### 転送効率

図 7.7 に、平均負荷に対するビデオ MU 欠落率を示す。この図から、平均負荷が 1.0 Mbps 程度以上のときに、メディア同期制御を行う type 1 及び type 3 のビデオ MU 欠落率が、他方式



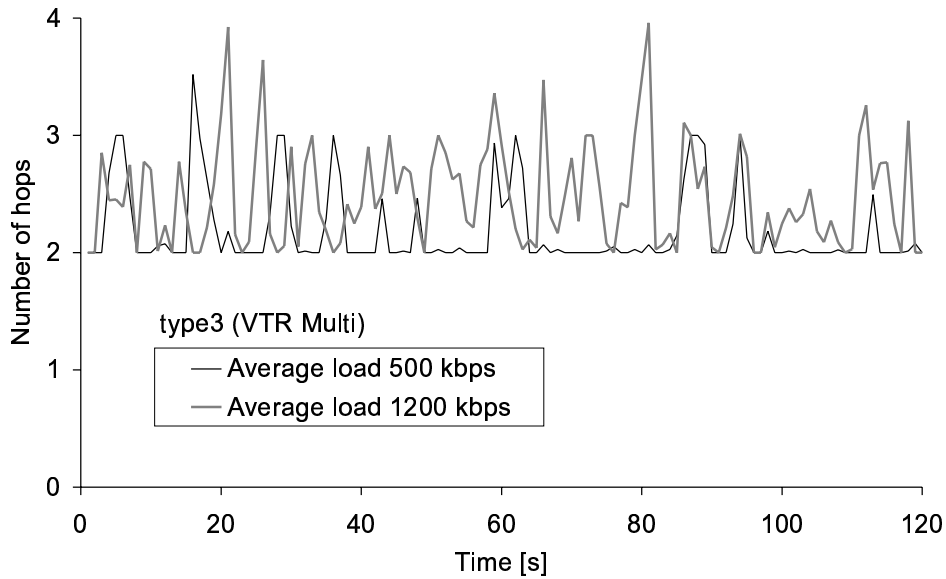


図 7.6: マルチストリーム方式における平均ホップ数の時間変化

のそれに比べて低くなっていることが分かる。これは、アドホックネットワークにおけるルートの切り替わりにより、メディア出力先端末における MU の到着順序が、メディア発生源端末での送信順序と異なりうるためである。メディア出力先端末でメディア同期制御を行う場合には、MU をバッファリングしてから出力を行う。そのため、MU の順序違いを修正し、発生した順番で出力することが可能となる。

図 7.7 では、今回調べたすべての負荷の範囲で、type 0 のビデオ MU 欠落率は、type 2 のそれに比べて高くなっている。更に、平均負荷が 900 kbps 程度よりも大きいときに、type 1 の MU 欠落率は、type 3 のそれよりも大きくなっている。つまり、単一ストリーム方式では、マルチストリーム方式に比べて多くの MU が欠落していることになる。更に、単一ストリーム方式では、ビデオ MU は、それよりも先に取込みが開始された音声 MU の送信終了後にインタリーブされる。つまり、この方式では、ビデオ MU 送信は、音声 MU 送信の影響を受ける。したがって、単一ストリーム方式では、ビデオ MU 欠落率が増加する。

## リアルタイム性

図 7.8 に音声平均 MU 遅延を示す。この図から、メディア同期制御を行う方式 (type 1 及び type 3) の平均 MU 遅延は、他方式のそれに比べて大きくなっていることが分かる。これは、メディア同期制御では、ネットワーク遅延揺らぎを吸収するために、MU をバッファリングするためである。また、この図では、平均負荷が約 1.1 Mbps より小さいときに、単一ストリーム方式である type 1 の平均 MU 遅延が、type 3 のそれに比べて大きくなっている。これは、単一ストリーム方式では、音声・ビデオの混合ストリームに対してメディア内同期制御を行うためである。マルチストリーム方式では、マスタメディアである音声ストリームだけが、目標出力時刻を変更できる。一方、単一ストリーム方式では、音声 MU に比べて到着までの遅延が大きいビデオ MU の到着時刻も、目標出力時刻の計算に使用することになる。したがって、メディア同期制御を行う場合、単一ストリーム方式は、マルチストリーム方式に比べて MU 遅延が大きくなる。

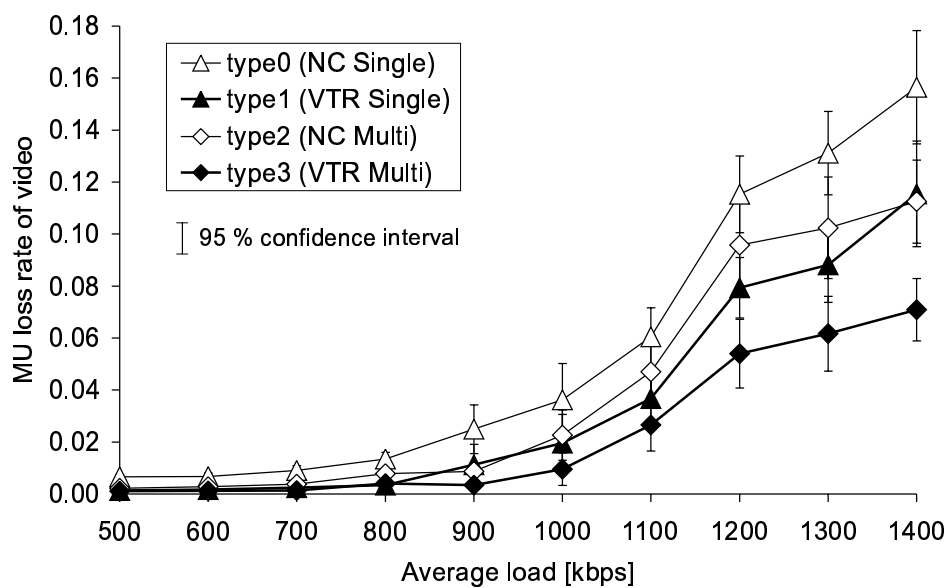


図 7.7: ビデオ MU 欠落率

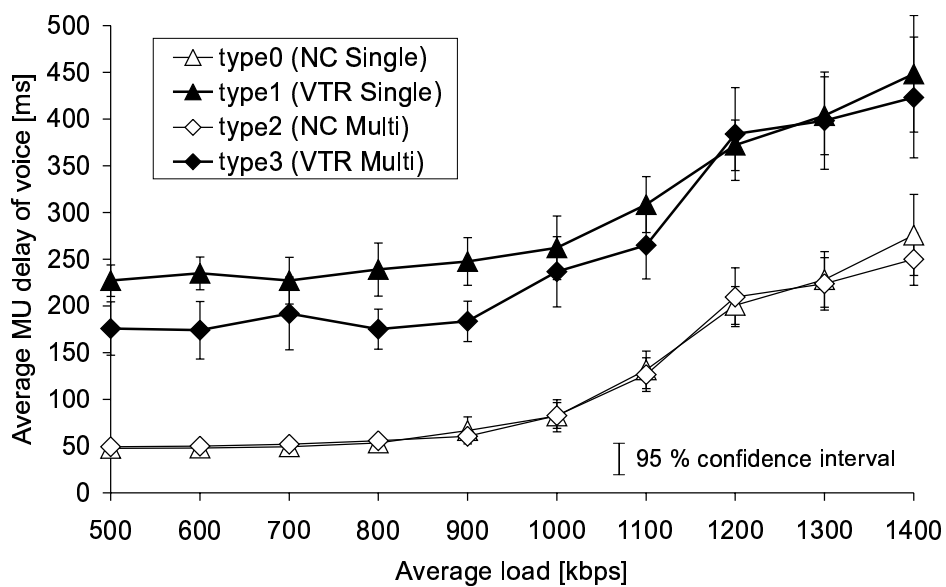


図 7.8: 音声平均 MU 遅延

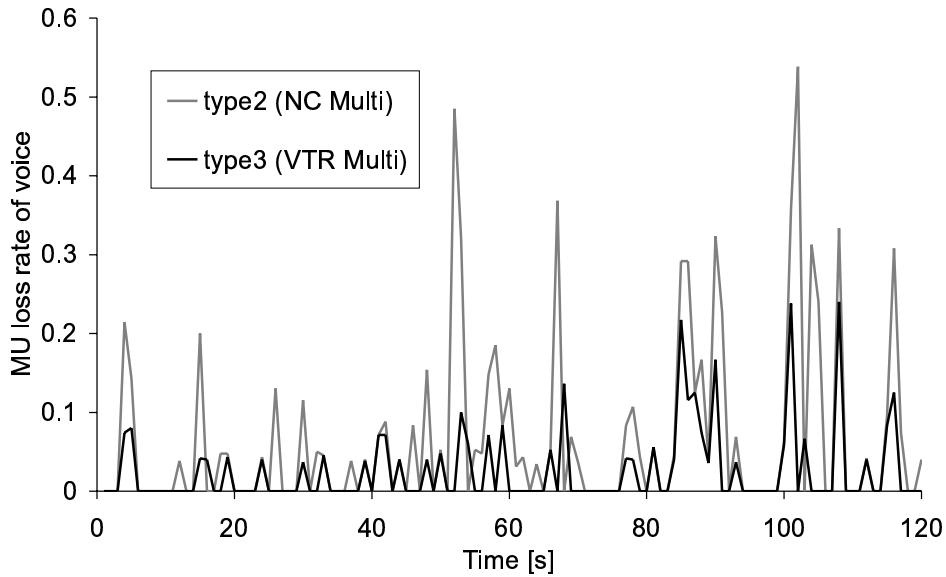


図 7.9: 音声 MU 欠落率の時間変化 ( 平均負荷 1200 kbps )

#### 転送効率とリアルタイム性とのトレードオフ

ここでは、マルチストリーム方式について、転送効率とリアルタイム性とのトレードオフを議論する。このために、平均負荷を 1.2 Mbps としたときの音声 MU 欠落率の時間変化を図 7.9 に示し、図 7.10 に音声平均 MU 遅延を表す。これらの図では、1 秒ごとに平均したシミュレーション結果を示す。また、最初の MU の取込み開始から 120 秒間のシミュレーション結果を表している。これらの図から、MU 欠落率及び平均 MU 遅延のどちらも大きく変動していることが分かる。これは、図 7.6 に示されるように、ルート切り替えが頻繁に生じているためである。

図 7.9 から、type 2 及び type 3 では、ほぼ同時間帯に MU 欠落が生じていることが分かる。しかし、type 3 の MU 欠落率は、type 2 のそれに比べて小さい。一方、図 7.10 では、これらの方式の MU 遅延は、ほぼ同時間帯に大きくなっていることが分かる。また、type 2 における MU 遅延は、type 3 のそれに比べて小さい。更に、図 7.9 で MU 欠落率が高くなる時間帯は、図 7.10 で MU 遅延が大きくなる時間帯とほぼ一致している。このような結果となる理由は次の通りである。type 3 では、MU が欠落した場合や到着が大きく遅れた場合、メディア同期制御により、目標出力時刻が遅らされる。これは、バッファリング時間の増大を意味する。しかし、大きなバッファリング時間により、メディア出力先端末は、順序が異なって到着した MU を出力することが可能となる。

#### メディア同期品質

図 7.11 に、平均負荷に対する音声出力間隔の変動係数を示す。また、図 7.12 には、ビデオのそれを示す。これらの図から、平均負荷が 1.1 Mbps 程度より小さいときに、type 1 及び type 3 の出力間隔の変動係数は、type 0 や type 2 のそれよりも小さくなっていることが分かる。一方、図 7.12 では、平均負荷が 1.2 Mbps 程度を越える範囲で、type 1 及び type 3 におけるビデオ出力間隔の変動係数が、他方式のそれより大きくなっている。これは、拡張 VTR アルゴリズムにおけるパラメータ値の設定が、このような負荷状態に最適化されていないからである。パラメータ値の最適化は、今後の課題の一つである。

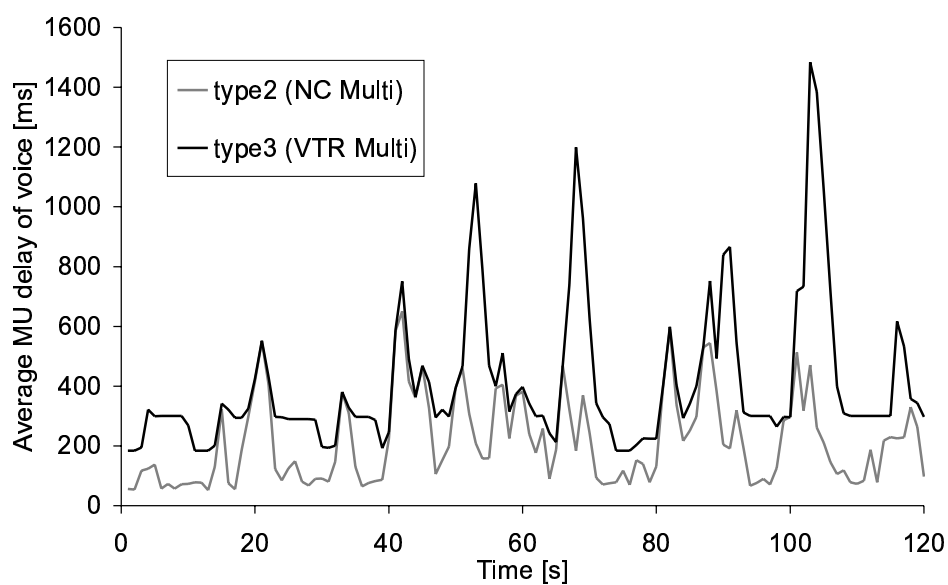


図 7.10: 音声平均 MU 遅延の時間変化 ( 平均負荷 1200 kbps )

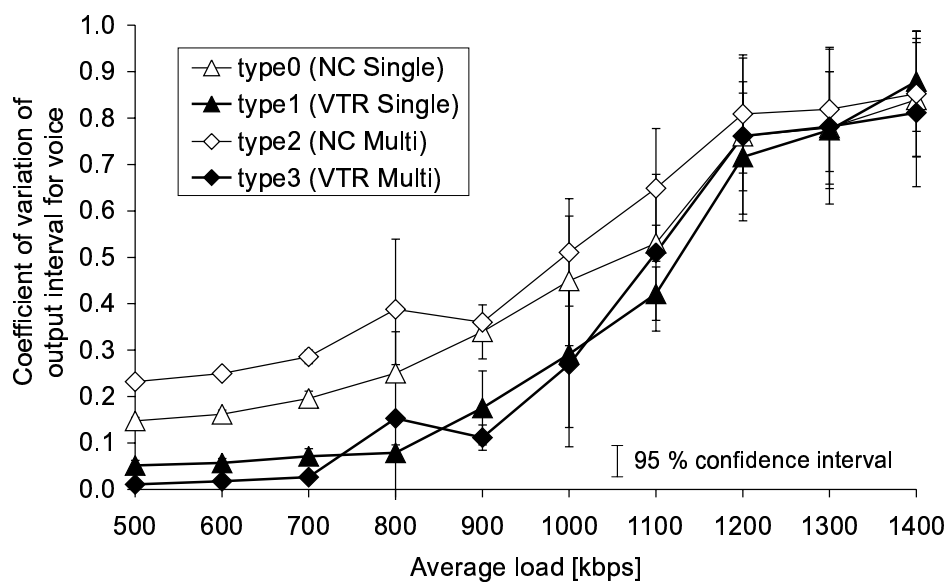


図 7.11: 音声出力間隔の変動係数

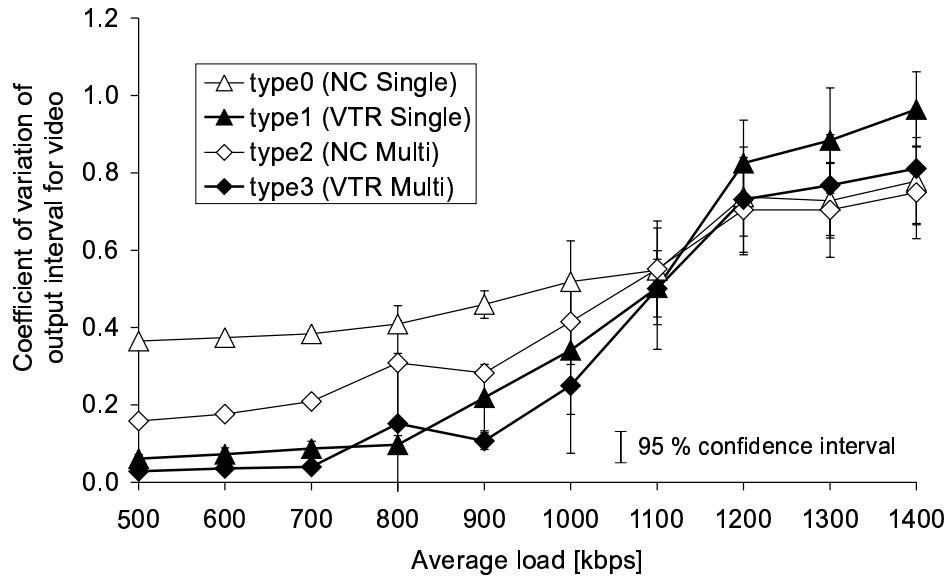


図 7.12: ビデオ出力間隔の変動係数

更に、シミュレーション結果を元に実際の音声・ビデオを再生して、主観的な品質を調査した。その結果、type 1 や type 3 では、type 0 や type 2 に比べて良好な品質が得られていることを確認した。しかし、図 7.10 でスパイク状の遅延となって現れている、メディア出力に大きなポーズが生じたときには、すべての方式で品質劣化を感じた。また、type 0 の音声出力品質は、今回調べた方式中で最も悪く感じた。しかし、ビデオの出力品質における方式間の違いは、ほとんど感じられなかった。

## 7.6 むすび

本章では、シミュレーションにより、ライブ音声・ビデオストリーミングのための四つのメディア転送方式のアプリケーションレベル QoS を比較した。その結果、メディア同期制御が MU 欠落の削減に有効であることを確認した。これは、MU の到着順序が、アドホックネットワークにおけるルートの切り替わりにより乱されるためである。このことは、従来の研究（文献 [28] や文献 [89]）との主な違いである。更に、単一ストリーム方式では、マルチストリーム方式に比べて多くのビデオ MU 欠落が生じることを確認した。これは、単一ストリーム方式においてメディア発生源端末から送信されるメディアストリームは、マルチストリーム方式のそれに比べて高いバースト性を持つからである。

以上のことから、マルチストリーム方式とメディア同期制御とを組み合わせることで、高いメディア同期品質が得られるといえる。

## 第8章 音声・ビデオマルチパスストリーミング方式MPMS

### 8.1 まえがき

前章では，トランスポートレベルでのメディア多重化転送方式である単一ストリーム方式とマルチストリーム方式との QoS 比較を行った．ただし，前章で扱ったいずれの方式を用いたとしても，ネットワークレベルでは，音声・ビデオストリームは同一のネットワークパス（ルート）で転送される．

一方，無線アドホックネットワークにおいて，その通信品質を向上させるために，送受信ノード間に複数の通信パスを設定するマルチパスルーティング方式がいくつか提案されている．しかし，音声・ビデオ転送時のアプリケーションレベル QoS 若しくはユーザレベル QoS の観点からマルチパスルーティングを扱った研究はこれまでに行われていない．

文献 [95] は，輻輳回避とネットワーク資源の有効利用を目的とした SMR（Split Multipath Routing）プロトコルを提案している．SMR では，データ受信端末が，ノードの重なりが最小となるように二つのルートを選択し，データ送信端末にそれを通知する．データ送信端末は，二つ以上のルートが利用可能であるとき，簡単なパケット単位の振り分け方式により，送信データを二つのルートに振り分けて転送する．この文献では，パケット転送率やパケット遅延といったネットワークレベル QoS 評価により，SMR の有効性を実証している．しかし，SMR は，離散メディア転送のために提案された方式であり，連続メディア転送には適していない．

文献 [96] では，階層符号化ビデオストリーム転送時の品質改善を目指した MPT（MultiPath Transport）方式を提案している．この方式では，DSR を拡張した MDSR（Multipath DSR）をルーティングプロトコルに採用している．MDSR は，ルート要求の結果得られたルートから，互いにノードの重なりが最小となる複数のルートを選択する．そして，複数ルート転送の効果を利用した階層符号化ビデオの転送方式を提案している．この文献では，提案方式の有効性を PSNR（Peak Signal-to-Noise Ratio）及びパケット欠落率により評価している．しかし，ビデオストリームの時間構造に対する評価はなされていない．

そこで，本章では，アドホックネットワークにおける音声・ビデオ転送のために，マルチパスルーティングとメディア同期制御とを組み合わせた MPMS（MultiPath streaming scheme with Media Synchronization control）を提案する．MPMS では，複数のルートが利用可能である場合に，音声とビデオを別々のルートを用いて転送する．

マルチメディア通信で重視すべき性質に，複数メディア間の相互作用がある．つまり，各々のメディアは，主観的な観点で相互に補完しうる．例えば，テレビ電話では，映像品質が悪かったとしても，音声の品質が良好であれば，主観的な総合品質の劣化を抑えることができる．このようなメディア間の相互依存性をメディアの相互補完性（Mutually Compensatory Property）[18] と呼ぶ．このような音声・ビデオ間の相互作用による影響は，マルチメディア主観品質モデル開発のための要求条件を示している ITU-T 勧告 J.148[97] でも指摘されている．マルチメディア通信では，この性質を利用して，高いユーザレベル QoS を得ることが可能と考えられる．そこで，本章では，相互補完性の観点から，音声のルート選択に，ビデオのそれよりも高い優

先度を与える。

音声とビデオを別々のルートで転送する場合、音声の伝送遅延とビデオのそれは異なる可能性がある。このことは、メディア間同期品質を劣化させる。したがって、マルチパスストリーミングにより乱された時間構造を回復するために、MPMS ではメディア同期制御を適用する。

本章では、ns-2 を用いたシミュレーションにより、MPMS のアプリケーションレベル QoS を他の三つの方式と比較する。マルチパスストリーミング方式では、音声・ビデオを別々のルートで送信しようと試みるため、他のトラヒックとルートが競合する可能性が高くなる。また、マルチパスストリーミング方式では、複数のルートを保持するために、従来の単一ルートによる転送に比べてルーティングのための制御情報のやり取り（ルーティングオーバーヘッド）が多くなる。このため、提案方式がネットワーク内を流れる他のトラヒックに与える影響を評価する必要がある。本章では、この問題についても議論の対象とする。

本章では、まず、8.2 節で、マルチパスルーティング方式を説明する。8.3 節において、固定ノードネットワークにおける QoS 評価の方法を説明し、8.4 節に、その結果を示す。更に、8.5 節では、移動ノードの存在するモバイルネットワークにおける QoS 評価の方法及び結果を述べる。

## 8.2 マルチパスルーティング方式

MPMS では、複数のルートが利用可能である場合に、音声とビデオを別々のルートを用いて転送する。この手法には二つの利点がある。一つは、メディアの相互補完性 [18] を利用することで、高いユーザレベル QoS を実現しうることにある。また、もう一つは、音声用ルートをビデオ用のそれよりも優先して選ぶことで、音声のメディア内同期の実現を容易にするところである<sup>1</sup>。

MPMS では、二つ以上のルートが利用可能であるときに、そのうちの二つを音声・ビデオ転送のために選び出す。一つは、利用可能なルートのうちで、送受信端末間の“距離”（例えば、経路ホップ数）がもっとも少ないルートである。もう一方のルートには、一つ目のルートとノードの重なりが最小となるものを選ぶ。そして、前者をプライマリルートとし、後者をセカンダリルートとする。音声はプライマリルートを使用して転送され、ビデオにはセカンダリルートが用いられる。

MPMS では、複数のルートを選び出すために、様々なルーティングプロトコルを利用することが可能である。本章では、MPMS の有効性を検証するための一例として、DSR を拡張してマルチパスルーティングを実現する。

DSR のルート探索アルゴリズムは、受信端末に至る複数のルートを見つけうる。それらのルートは、送信端末のルートキャッシュに保持される。このため、MPMS では、ルートキャッシュからルートを取り出す部分を拡張して、複数ルートを利用できるようにする。

送信端末は、送信すべきパケットがある場合、自身のルートキャッシュから、受信端末までのルートを探し出す。ルートキャッシュに二つ以上のルートが存在した場合は、そのうちの二つを用いて音声・ビデオを転送する。

図 8.1 にルート選択アルゴリズムのフローチャートを示す。MPMS では、ルートキャッシュに保持されているルートの中で、ホップ数が最小のものをプライマリルートに選択する。もし、同じホップ数のルートが複数存在する場合には、ルートキャッシュの先頭に近いエントリを使用する。これは、ルートキャッシュのエントリは、ルート要求に対する応答である RREP の到

<sup>1</sup>このようにするのは、音声はビデオに比べてメディア内同期誤差の影響を受けやすいためである。

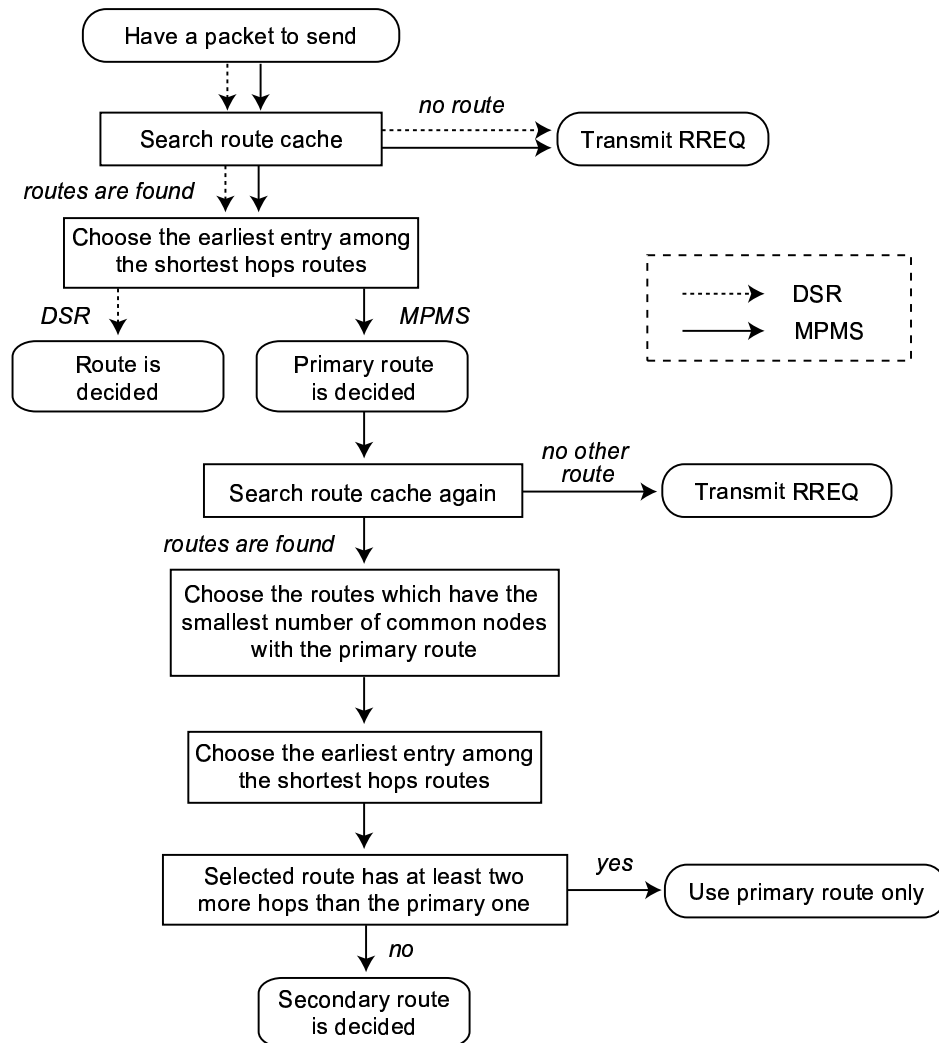


図 8.1: ルート選択アルゴリズム

着順に作成されるからである。つまり、ルートキャッシュの先頭のエントリは、最も小さいラウンドトリップ遅延となっている可能性が高い。

セカンダリルートは、ルートキャッシュ内のルートとプライマリルートとの比較により選出される。メディア発生源端末は、自身のルートキャッシュ内の各エントリに対して、そのルートとプライマリルートとで共通するノードの数を調べる。そして、共通するノードの数が最も少ないルートをセカンダリルートに選出する。もし、二つ以上のルートで、プライマリルートと共通するノードの数が等しくなった場合には、その中でホップ数が最も小さいものをセカンダリルートとする。同じホップ数のルートが複数存在する場合には、ルートキャッシュの先頭に近いエントリを使用する。

ここで、マルチルートによる転送は、メディア間同期品質の低下を招くことに注意されたい。プライマリルートとセカンダリルートとでホップ数の差が増加するにつれて、メディア間同期品質の低下もより深刻になる。そこで、MPMSでは、セカンダリルート選出に対して、ホップ数の差に制限を設ける。二つのルート間でホップ数の差が2ホップ以上となった場合には、セカンダリルートを用いず、プライマリルートのみで二つのメディアを転送する。

MPMSでは、送信端末のルートキャッシュに、利用可能なルートが一つしか存在しない場合、



このルートをプライマリルートとみなす．そして，音声とビデオを，この単一のルートで転送する．また，それと同時にルート探索を実行する．

従来の DSR では，ルートが存在しないときのみ，送信端末はルートを要求する RREQ を送信する．文献 [42] では，RREQ の送信に，バックオフ期間を設けることを推奨している．一旦 RREQ を送信すると，送信端末はバックオフ期間に入る．そして，その期間が終了するまでは RREQ の送信を行わない．ただし，送信端末は，自身が送信した RREQ に対する RREP を受け取った場合，バックオフ期間を終了する．

本章の MPMS でも，バックオフアルゴリズムを採用している．ただし，MPMS では，二つあるルートのどちらか一方のみが切断された場合にも RREQ を送信し，バックオフ期間に入る．この場合，残されたルートがプライマリルートとなり，送信端末は，二つのストリームをプライマリルートで転送する．したがって，効率的なマルチパス転送のために，DSR のバックオフアルゴリズムを次のように拡張する．

まず，送信端末が RREP を受け取った場合，その内容を自身のルートキャッシュと比較する．そして，既にルートキャッシュに含まれるルートであった場合には，バックオフ時間のリセットを行わない．この理由は次の通りである．MPMS では，一つのルートのみが利用可能である場合にも RREQ を送信できる．このとき，現在利用可能となっているプライマリルートを知っている中継ノードは，このルートを RREP としてメディア送信端末に返送する．これにより，既知のルートを知らせる RREP によりバックオフ時間がリセットされることになる．この結果生じる必要以上の RREQ 送信により，効率的なルート探索が阻害される可能性があることから，RREP の内容を検査するように拡張する．

次に，MPMS では，二つあるルートのどちらか一方のみが切断された場合にも RREQ を送信し，バックオフ期間に入る．このとき送信される RREQ や，それに対する RREP は，音声・ビデオ転送と競合して欠落する可能性がある．もし，送信端末が，一つのルート切断でバックオフ期間に入った後に，もう一方のルート切断が生じてルートがなくなると，バックオフ期間の終了まで新たな RREQ を送信することができなくなる．これにより，音声・ビデオのスループットが低下する可能性がある．そこで，MPMS では，利用可能なルートが一つのみするとき，そのルートが切断された場合には，送信端末における RREQ のバックオフ期間を終了し，即座に RREQ の送信ができるようにする．

本章では，実装の簡単のために，中継ノードや受信端末における RREQ や RREP の扱いを，従来型 DSR のそれと同様にする．つまり，ルート探索手法は，ノードの重なりが最小となるルートを探索するのに最適化されているとはいえない．例えば，中継ノードが RREQ を受信端末に送ることなく RREP を返送するとき，その RREP には，一つのルートしか含めることができない．また，中継ノードに同一シーケンス番号を持つ RREP が複数届いた場合には，最初の一つを除いて廃棄される．ルート探索手法の最適化は，今後の課題の一つである．

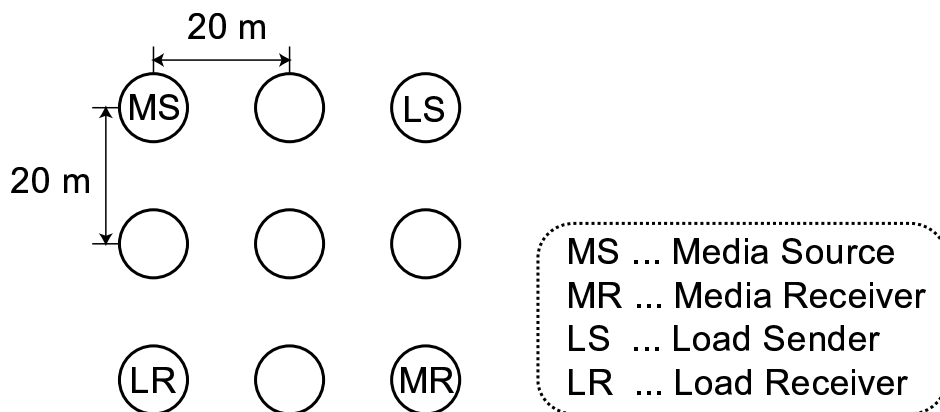


図 8.2: ネットワーク構成

### 8.3 固定ノードネットワークにおける QoS 評価方法

本章では， $ns-2$ [75] を用いたシミュレーションにより QoS 評価を行う．以下にその方法を説明する．

#### 8.3.1 ネットワーク構成

本章では，まず，図 8.2 のように，9 台の無線ノードが  $3 \times 3$  の格子状に並んだグリッド型のネットワークポロジを想定する．縦方向・横方向ともに，ノード間隔は 20 m とする．

無線システムモデルには，IEEE 802.11 MAC プロトコルの DCF ( Distributed Coordination Function ) [88] を想定する．電波伝搬モデルとしては， $ns-2$  に用意されている FreeSpace モデルを使用する．アンテナは無指向性とする．また，すべての端末は，同じ無線チャネルを使用する．本章では，Lucent Technologies 社製 Orinoco PCMCIA 無線 LAN カードの仕様に基づき，各端末の送信電力や受信しきい値を設定する．IEEE 802.11b を想定し，伝送速度は 11 Mbps に固定する．電波の到達範囲は，送信端末の中心から半径 22.49 m の円内となる．つまり，各ノードは，縦方向もしくは横方向に隣接したノードとのみ直接通信が可能となる．

#### 8.3.2 シミュレーション方法

シミュレーションでは，MS ( Media Source ) をメディア発生源端末とする．MS は，RTP/UDP を用いてメディア出力先端末 MR ( Media Receiver ) に音声・ビデオをユニキャスト送信する．シミュレーションでは，ITU-T G.711  $\mu$ -law 音声ならびに MPEG1 ビデオを使用する．音声及びビデオの仕様は，第 7 章におけるそれと同じである．

また，メディア同期制御のためのしきい値やパラメータ値も，第 7 章におけるそれらと同じ値に設定する．

シミュレーションでは，MPMS，MPNC，SPMS 及び SPNC の 4 方式を扱う．各方式名の先頭 2 文字がルーティング方式 ( MP : マルチパス方式，SP ( Single Path ) : 従来型 DSR ) を表し，残りの 2 文字がメディア同期制御の有無 ( MS : 同期制御あり，NC : 同期制御なし ) を表す．

音声・ビデオの干渉トラヒックとして，負荷送信端末 LS から負荷受信端末 LR へ，従来型

DSR を用いて負荷データを転送する．なお，音声・ビデオに用いるルーティングプロトコルと負荷データに用いられる DSR とで，各ノードのルートキャッシュは共用されるものとする．LS は，1500 バイトの IP データグラムを，指数分布に従う間隔で発生し，送信する．この指数分布の平均を変化させることで，ネットワークにかかる負荷の大きさを調節する．LS が送信する負荷データ量の平均を平均負荷と定義する．

### 8.3.3 QoS パラメータ

本章では，これまでの章で導入した QoS パラメータの他に，ネットワークレベル QoS パラメータとして，メディア発生源端末における送信バッファの総使用時間及び二つのルート間で異なるノード数を評価する．

メディア発生源端末における送信バッファの総使用時間は，送信すべきパケットがネットワーク層の送信バッファに少なくとも一つ存在している時間の合計である．これは，送信すべきデータを持つメディア発生源端末が，ルートを失っている期間を示す<sup>2</sup>．

二つのルート間で異なるノード数は，二つのルートの独立性を表している．これは，セカンダリルートに含まれるノードのうちで，プライマリルートに含まれないノードの数となっている．異なるノード数が 1 以上のときに，メディア発生源端末は，音声とビデオを二つの異なるルートをを用いて転送できる．

## 8.4 固定ノードネットワークにおける QoS 評価結果

本節では，まず，ネットワークレベル QoS 評価結果を通じて，マルチパスルーティング方式の性質を示す．次に，4 方式のアプリケーションレベル QoS を示す．更に，マルチパス転送が負荷トラフィックに与える影響を説明する．

本節のシミュレーションでは，一つの負荷の設定値に対して 20 回の測定を行っている．以下に示すシミュレーション結果は，20 個の測定値の平均値である．また，これら 20 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している．ただし，その区間が，シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には，それは示されていない．

### 8.4.1 ネットワークレベル QoS 評価

ルートエラー発生数の平均，送信バッファの総使用時間及び二つのルート間で異なるノード数は，ネットワークレベルでの測定結果である．このため，メディア同期制御の影響を受けない．したがって，本項では，メディア同期制御の有無を区別しない．

図 8.3 は，メディア発生源端末からメディア出力先端末に向けて送信されるパケットに対して生じたルートエラー発生数の平均を示している．この図から，平均負荷が 400 kbps 程度を下回る範囲では，平均負荷の増加に伴って，ルートエラー発生数が増加していることが分かる．これは，重負荷状態では，MAC 層において，多くのフレーム衝突が発生するためである．これにより，中継ノードは，より多くのルート切断を検出する．

図 8.3 では，平均負荷が 400 kbps 程度を越える範囲で，ルートエラー発生数が飽和している．

<sup>2</sup>DSR はリアクティブ型のルーティングプロトコルであるため，メディア発生源端末がルートを持たない時間の合計には，メディア発生源端末が送信すべきデータを持たない時間も含まれる．そのため，送信すべきデータを持つメディア発生源端末がルートを失っている期間を直接測定するのは難しい．したがって，本章では，このような評価尺度を用いる．

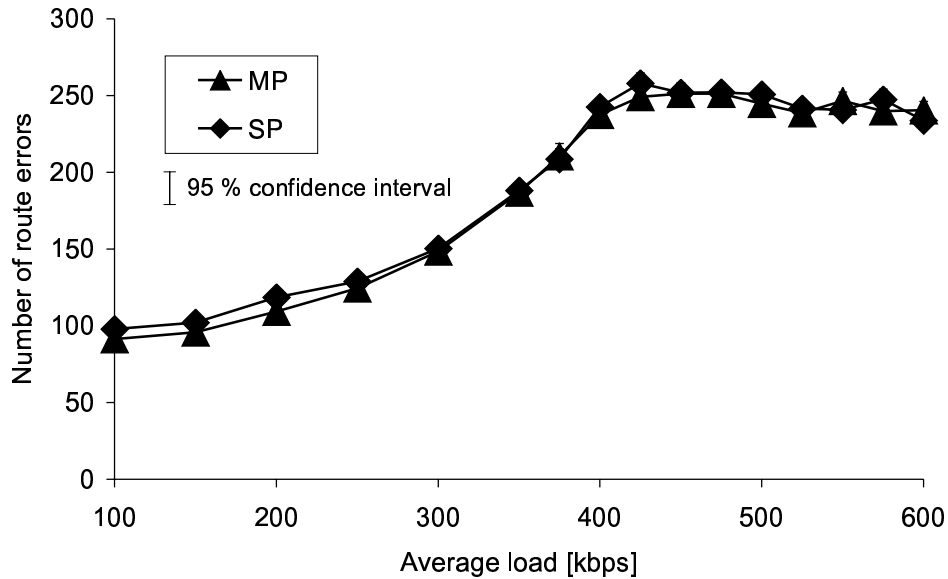


図 8.3: ルートエラー数の平均

これは、メディア発生源端末のリンク層バッファにおける待ち行列長制限のためである。重負荷時には、無線チャネル上に他キャリアが存在する確率が高いため、メディア発生源端末の MAC 層は、MAC フレームを送信することが困難になる。そのため、メディア発生源端末は、無線チャネルに空きが生じるのを待つ。これにより、メディア発生源のデータリンク層バッファは多くの送信待ちパケットを抱えることになる。このバッファが一杯になると、アプリケーション層は MAC 層にパケットを渡すことができなくなり、パケット欠落が生じる。これは、無線チャネルへのデータ送信レートを制限することにつながる。そのため、ルートエラー発生確率がほぼ一定になり、ルートエラー発生数が飽和する。

図 8.3 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、MP のルートエラー発生数の平均は、SP のそれとほぼ同程度であることが分かる。したがって、MP では、SP と同程度のルート切断が生じることになる。

図 8.4 は、平均負荷に対する、メディア発生源端末 MS における送信バッファの総使用時間を示している。また、図 8.5 に、平均負荷が 350 kbps のときの、MP における、二つのルート間で異なるノード数の時間変化を表す。

図 8.4 から、今回調べたすべての負荷の範囲で、SP における送信バッファの総使用時間は、MP のそれに比べて大きいことが分かる。つまり、SP では、送信すべきパケットがあるにもかかわらずルートが存在しない時間が、MP の場合のそれに比べて長いことになる。この理由は次の通りである。図 8.3 に示したように、SP では、MP と同程度のルートエラーが発生する。SP では、音声とビデオを同一のルートを用いて転送する。したがって、使用しているルートが無効になると、メディア発生源端末はパケットを転送できなくなる。一方、MP では、メディア発生源端末は、二つのルートを用いてメディアを転送する。二つのうち一つのルートが無効になったとしても、メディア発生源端末は、残された一つのルートを用いてメディアを転送できる。そして、その一方で、別のルートを探索する RREQ を送信する。したがって、MP では、メディア発生源端末がルートを持たない時間を減少させることができ、送信バッファの総使用時間を短縮できる。

図 8.4 から、平均負荷が 400 kbps 程度を越えるときに、送信バッファの総使用時間における

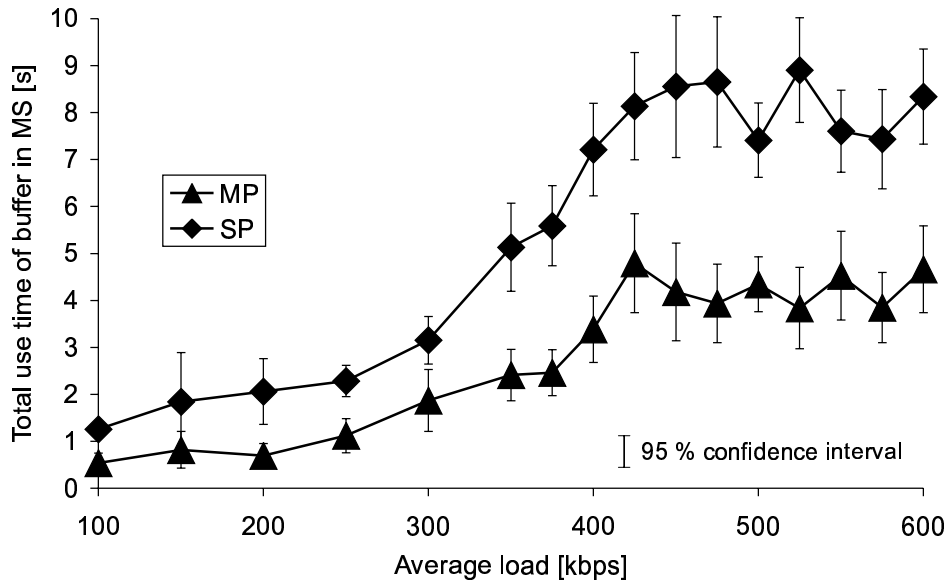


図 8.4: メディア発生源端末 MS における送信バッファ使用時間

95 %信頼区間が、軽負荷状態におけるそれに比べて大きくなっていることが分かる。つまり、重負荷状態では、送信バッファの総使用時間が大きく変動している。図から、MP の送信バッファの総使用時間は、約 2.5 秒から 5.5 秒あたりの範囲で変動し、SP のそれは、およそ 6.5 秒から 10 秒程度の範囲で変動していることが分かる。これは、図 8.3 に示したように、この負荷の範囲では、ルートエラー発生数が飽和するからである。

図 8.5 から、二つのルート間で異なるノード数は、シミュレーション中のほとんどの時間において、1 以上となっていることが分かる。したがって、メディア発生源端末は、ほとんどの時間で、音声とビデオを複数ルートを用いて転送できる。

更に、図 8.6 に、MP 方式における、平均複数ルート使用時間と平均単一ルート使用時間を示す。平均複数ルート使用時間は、MP 方式で、120 秒のシミュレーション時間中に、複数ルートを使用して音声・ビデオを転送できる時間の平均を示している。一方、平均単一ルート使用時間は、MP 方式で、単一のプライマリルートのみでメディア転送を行う時間を示している。この図から、今回調べたすべての負荷の範囲で、平均複数ルート使用時間は、シミュレーション時間の 79 %ほどとなる 95 秒より大きくなっている。

また、図 8.6 から、平均負荷の増加にしたがって、平均単一ルート使用時間が増加していることが分かる。これは、図 8.3 に示すように、平均負荷の増加に伴い、ルート切断が多く生じるようになるためである。

シミュレーションで用いたトポロジーでは、メディア発生源端末からメディア出力先端末までの最小ホップ数は 4 である。したがって、プライマリルートとセカンダリルートとで共通のノードが存在しない場合、二つのルート間で異なるノード数は 3 以上となる。図 8.5 では、必ずしもすべての場合で、異なるノード数が 3 以上になっていない。つまり、メディア発生源端末は、完全に独立したルートを常に選択できているわけではないといえる。これは、8.2 節で説明したように、本章における MPMS の実装では、ルート探索手法が、完全に独立したルートを選択するのに最適化されていないためである。

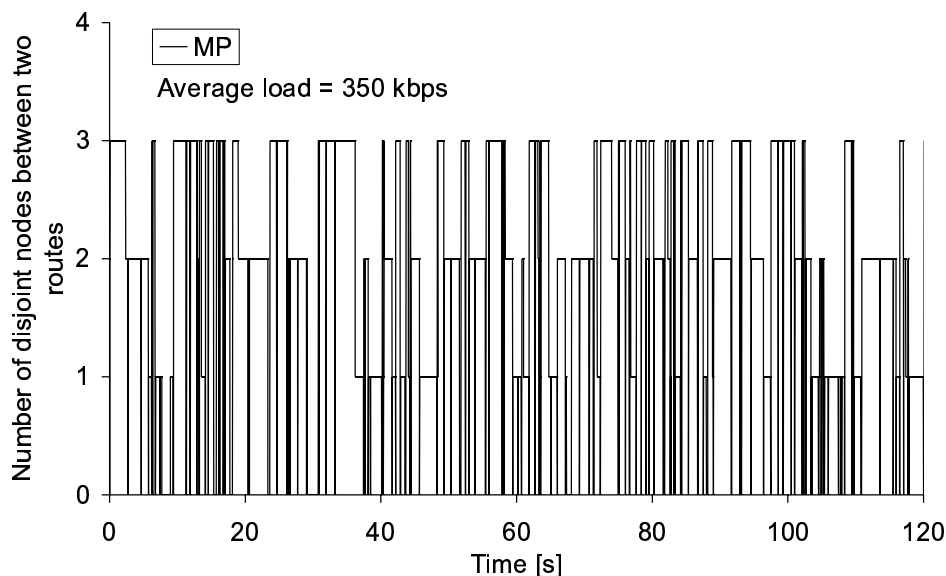


図 8.5: 二つのルート間で異なるノード数 ( 平均負荷 350 kbps )

#### 8.4.2 アプリケーションレベル QoS 評価

##### 転送効率

図 8.7 は、平均負荷に対する音声 MU 欠落率を示している。また、図 8.8 に、ビデオ MU 欠落率を示す。

図 8.7 では、平均負荷が 350 kbps 程度を越えるときに、MPMS の音声 MU 欠落率が、SPMS のそれに比べて小さくなっている。また、その負荷の範囲で、MPNC の MU 欠落率は SPNC のそれより小さい。更に、図 8.7 及び図 8.8 から、ビデオについても、音声と同様の傾向となっていることが分かる。つまり、マルチパスルーティング方式では、重負荷時に、従来型 DSR に比べて MU 欠落率を低減できる。これは、マルチパスルーティング方式は、音声とビデオを別々のルーティングパスで転送することから、ルートごとに転送されるトラフィック量を小さくできるためである。

一方、図 8.7 及び図 8.8 では、平均負荷が 300 kbps 程度以上の範囲で、MPMS の MU 欠落率が、MPNC のそれに比べて小さい。また、SPMS の MU 欠落率は、SPNC のそれよりも小さい。このことから、メディア同期制御が、MU 欠落を減らすのに有効であるといえる。メディア同期制御を適用することで、MU の順序制御を行うことができ、発生したときと同じ順序で出力することが可能となる。

##### リアルタイム性

図 8.9 に音声の平均 MU 遅延を示す。ビデオの平均 MU 遅延も測定したが、方式間の関係は音声のそれと同様の傾向であったため、本項では省略する。この図から、平均負荷が 425 kbps 程度を越える範囲で、MPMS の平均 MU 遅延は、SPMS のそれより大きくなっていることが分かる。この理由は次の通りである。メディア出力先端末では、MPMS は SPMS に比べて多くの MU を受信できる。このことは、図 8.7 で、MPMS の MU 欠落率が、SPMS のそれに比べて小さいことから確認できる。しかし、MPMS は、SPMS に比べて冗長なルートを選択する

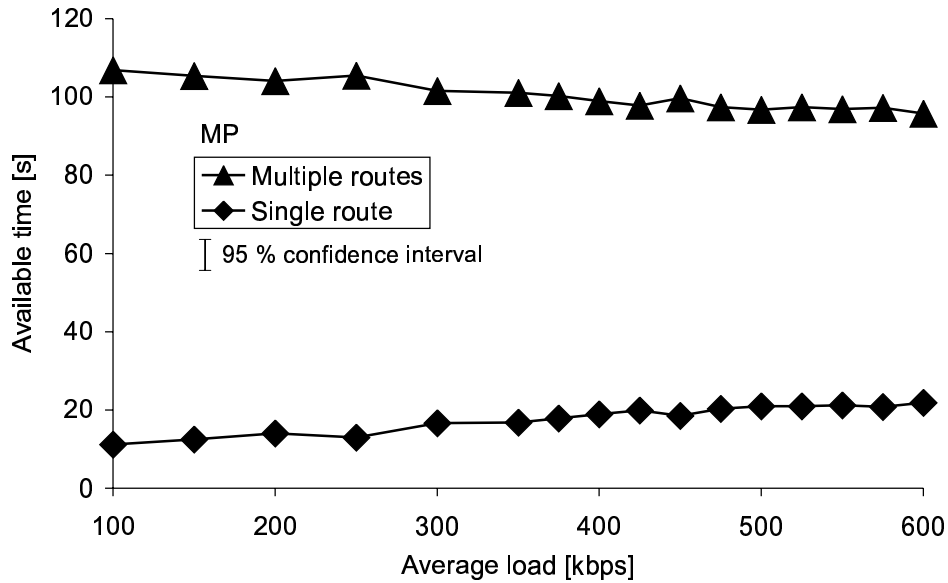


図 8.6: マルチルート利用可能時間の平均

可能性が高い．このため，MPMS で受信された MU は，SPMS におけるそれよりも大きな伝送遅延を持つ傾向にある．したがって，MPMS の平均 MU 遅延は，SPMS におけるそれよりも大きくなる．

#### メディア同期品質

図 8.10 に，平均負荷に対する音声出力間隔の変動係数を示す．一方，図 8.11 は，ビデオ出力間隔の変動係数を示している．これらの図から，平均負荷が 350 kbps 程度を越えるとき，マルチパスルーティング方式とメディア同期制御とを組み合わせた MPMS の出力間隔の変動係数が，他方式と比べて最も小さくなっていることが分かる．したがって，MPMS は，重負荷状態において，音声・ビデオのメディア内同期品質の改善に有効であるといえる．

マルチパスルーティング方式の欠点は，音声とビデオとで異なるルートを用いることによるメディア間同期品質の低下にある．ここでは，その問題を議論する．図 8.12 に，平均負荷に対するメディア間同期平均二乗誤差を示す．

図 8.12 から，今回調べたすべての負荷の範囲で，MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は，MPNC のそれより小さくなっていることが分かる．したがって，メディア間同期制御は，メディア間同期品質の改善に有効であるといえる．

また，図 8.12 では，平均負荷が約 250 kbps を越えるとき，MPMS のメディア間同期平均二乗誤差が，SPMS のそれより大きくなっている．また，平均負荷が 400 kbps 程度を越えるときには，MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は，SPNC のそれよりも大きくなる．しかし，MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は， $25600 (= 160^2) \text{ ms}^2$  を下回っている．文献 [58] の結果から，この値が  $6400 (= 80^2) \text{ ms}^2$  以下のとき，メディア間同期の品質は高いといえる．また，この値が  $25600 (= 160^2) \text{ ms}^2$  を越えると同期はずれと考える．したがって，MPMS では，主観的に許容できるメディア間同期品質を得られているといえる．

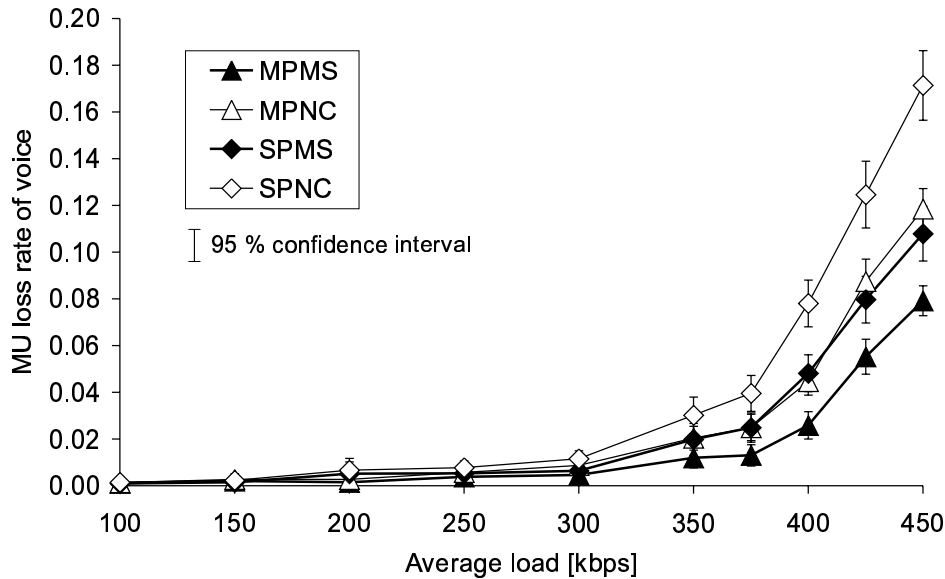


図 8.7: 音声 MU 欠落率

### ノード位置の影響

本節では，図 8.13 に示すような異なるノード配置（トポロジー A 及びトポロジー B）でのシミュレーションも行った．これらのネットワークは，図 8.2 に示したトポロジーに比べて，MS から MR までの最短ホップ数が小さくなっている．

図 8.14 に，トポロジー A での音声出力間隔の変動係数を示す．この図から，今回調べたすべての負荷の範囲で，MPMS の出力間隔の変動係数が，他方式に比べて最も小さくなっていることが分かる．したがって，トポロジー A においても，MPMS は有効であるといえる．

一方，図 8.15 には，トポロジー B における音声出力間隔の変動係数を示す．この図から，平均負荷が 800 kbps 程度を越えるときに，すべての方式で，出力間隔の変動係数が大きく変動していることが分かる．しかし，この負荷範囲において，MPMS の変動係数は，SPMS のそれとほぼ同等の値となっている．したがって，MPMS は，少なくとも SPMS と同程度の品質を得ることができるといえる．

### ノード数の影響

図 8.2 のネットワークトポロジーを縦方向に拡張したネットワークを用い，ネットワークに存在するノード数の増加が，MPMS のアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響を調査した．このときのネットワーク構成を図 8.16 に示す．

図 8.17 は，平均負荷を 350 kbps とした場合の，ノード数に対する音声 MU 欠落率を示している．また，図 8.18 に，メディア間同期平均二乗誤差を示す．

図 8.17 から，今回調べたすべてのノード数において，MPMS の音声 MU 欠落率は，他方式のそれと同等若しくはそれより小さくなっていることが分かる．したがって，ネットワークが大規模になったとしても，MPMS は MU 欠落率の低減に有効であるといえる．しかし，ネットワークが大規模になるにつれて，MU 欠落率の絶対値は大きくなることに注意が必要である．例えば，ノード数 18 のときには，すべての方式で音声 MU 欠落率が 0.6 以上となっている．このような品質は，ユーザにとって許容できないと予想される．



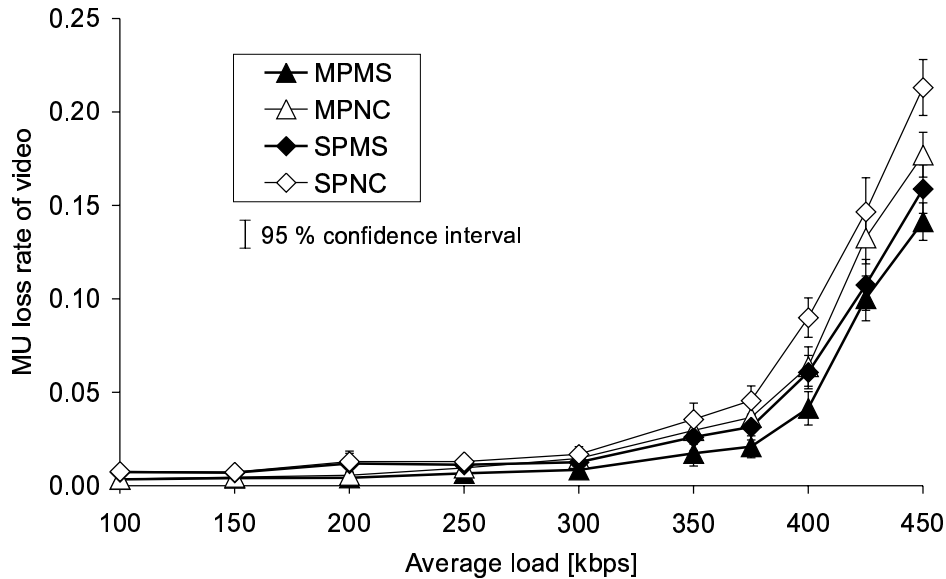


図 8.8: ビデオ MU 欠落率

シミュレーションでは、平均負荷が 350 kbps よりも軽い場合の評価も行った。その結果、軽負荷状態においても、ネットワーク規模が大きくなるにつれて、MU 欠落率が大幅に上昇することが分かった。例えば、平均負荷が 100 kbps のときには、18 ノードのネットワークにおける MPMS の音声 MU 欠落率は、約 0.32 であった。

図 8.18 から、ノード数が 12 以上となると、MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は、SPMS や SPNC のそれに比べて大きくなることから分かる。しかし、今回調べたすべてのネットワーク規模で、MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は、 $25600 \text{ ms}^2$  を下回っている。したがって、これらのネットワーク規模では、MPMS は主観的に許容できるメディア間同期品質を保っているといえる。

#### 8.4.3 負荷トラヒックの影響

MPMS におけるマルチパスストリームは、ネットワークを流れる他トラヒックの転送に影響を及ぼしうる。そこで、図 8.2 に示す 9 ノードからなるグリッドトポロジーネットワークで、負荷トラヒックの統計量を調査する。

図 8.19 に、平均負荷に対する負荷データのスループットを示す。スループットは、負荷受信端末の IP 層において、単位時間当りに受信された負荷データ量の平均を表している。また、図 8.20 には、平均負荷に対する負荷データパケットの順序逆転率を示す。これは、負荷受信端末において、負荷送信端末から送信された順序よりも遅れて到着した IP データグラム数が、負荷送信端末から送信された IP データグラムの総数に占める割合を示す。更に、図 8.21 は、負荷送信端末 LS が送信したパケットに対して生じたルートエラー発生数の平均を表している。なお、メディア同期制御の有無は負荷データの転送効率に影響を与えないため、ここではメディア同期制御の有無は議論しない。

図 8.19 から、今回調べたすべての負荷の範囲において、負荷データについて、MP と SP どちらの方式ともほぼ同等のスループットが得られていることが分かる。したがって、音声・ビデオのマルチパスストリーミングが負荷データのスループットに与える影響はほとんどないと

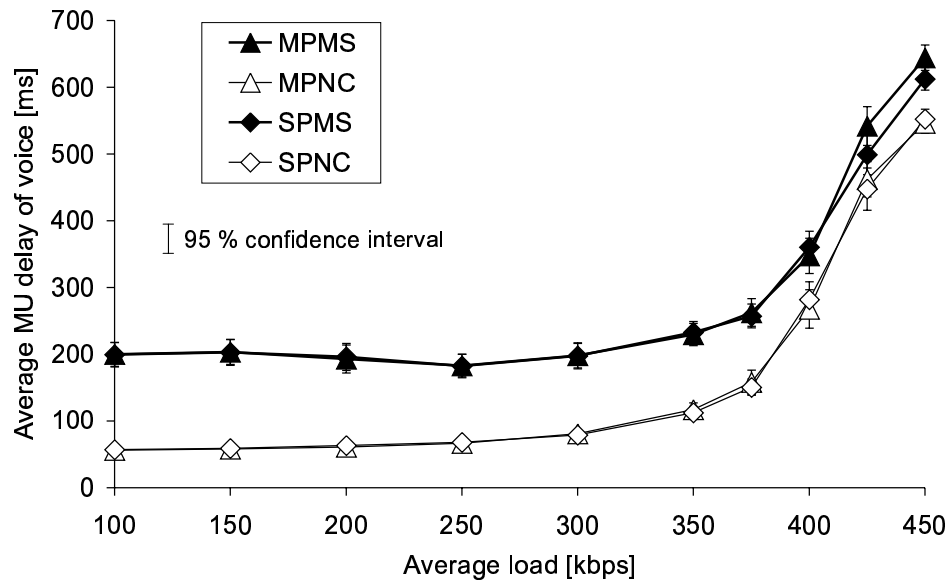


図 8.9: 音声平均 MU 遅延

いえる。

図 8.20 より，平均負荷が 300 kbps 程度以上の範囲で，MP における負荷データパケットの順序逆転率が，SP のそれに比べて大きくなっていることが分かる．これは，図 8.21 から分かるように，MP では，SP に比べて負荷データのルート切り替わりが多く発生するためである．MP では，音声・ビデオが複数ルートを使用して転送されることから，SP の場合に比べて負荷データとルートが競合する可能性が高くなる．この結果，負荷データのルート切り替わりが多く発生し，負荷データパケットの到着順序が乱される可能性が高まる．トランスポート層プロトコルやアプリケーションによって到着順序乱れに対する許容度は異なる．したがって，到着順序乱れを許容できない状況では，マルチパスストリーミングがネットワーク内を流れる他のトラフィックに影響を与える可能性があるといえる．ただし，この問題は，受信端末に順序制御機能を持たせることで解決できる．

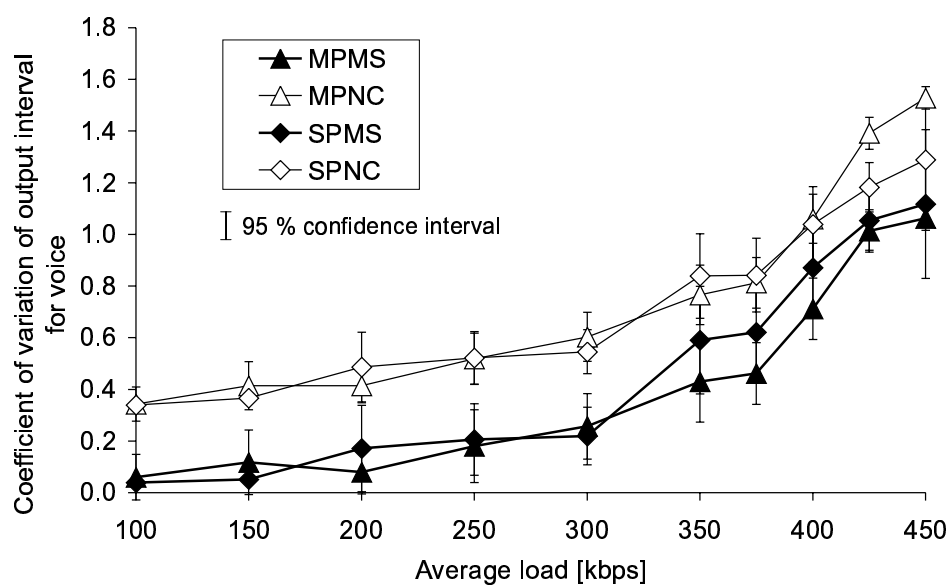


図 8.10: 音声出力間隔の変動係数

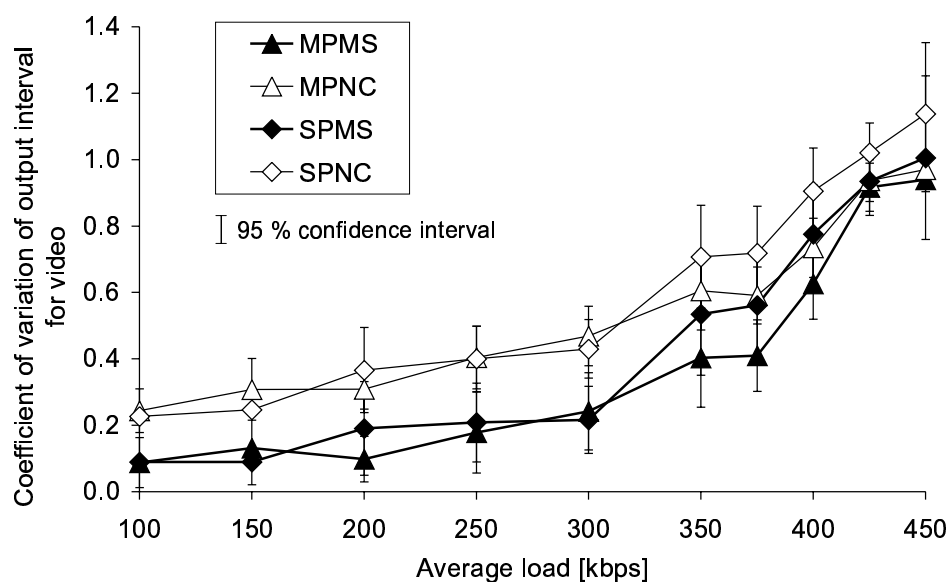


図 8.11: ビデオ出力間隔の変動係数

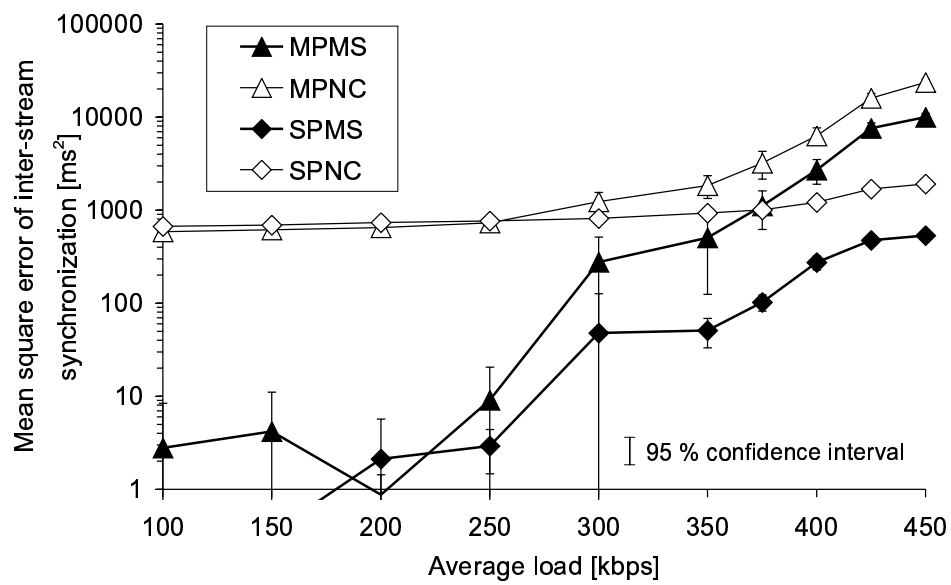


図 8.12: メディア間同期平均二乗誤差

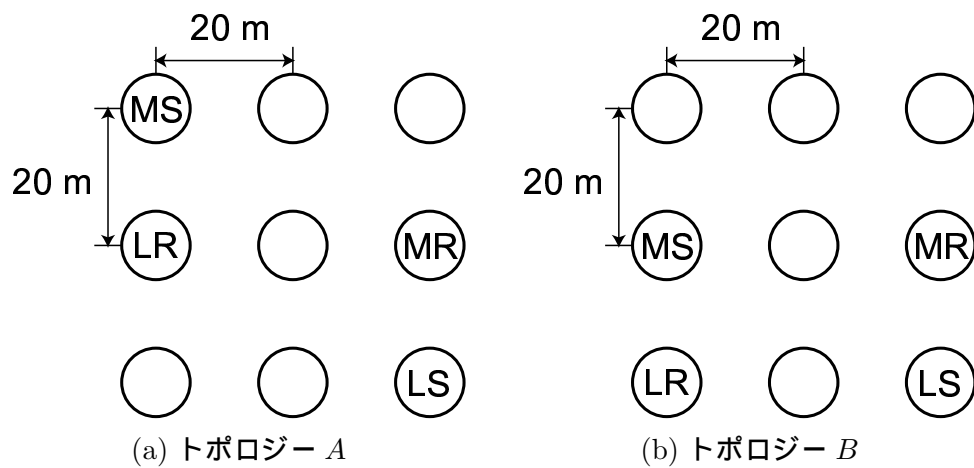


図 8.13: 異なるノード配置のネットワーク構成

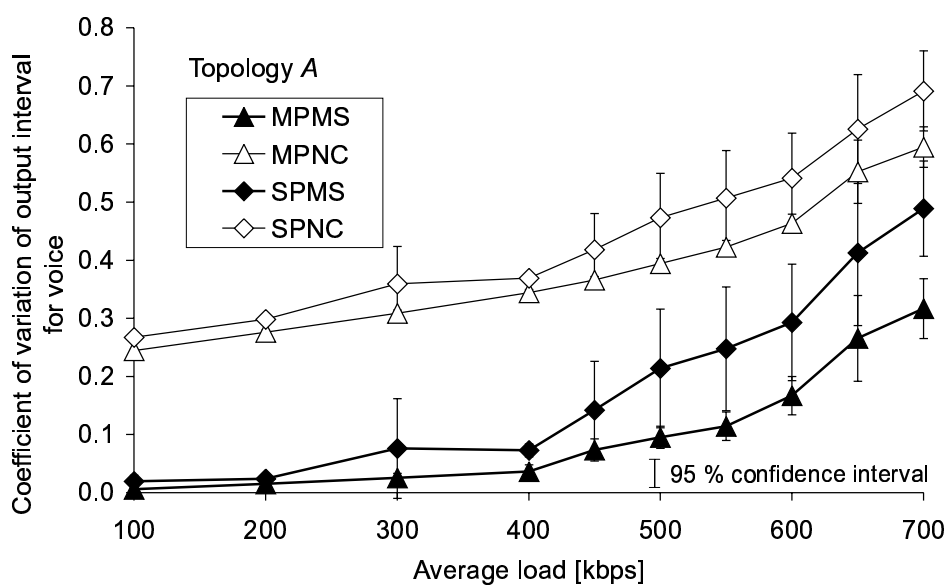


図 8.14: トポロジー A における音声出力間隔の変動係数

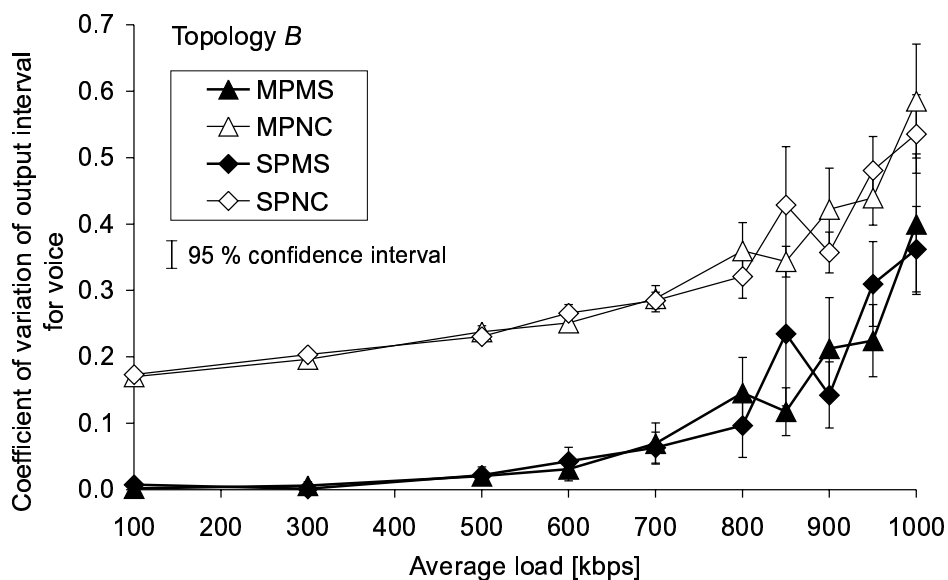


図 8.15: トポロジー B における音声出力間隔の変動係数

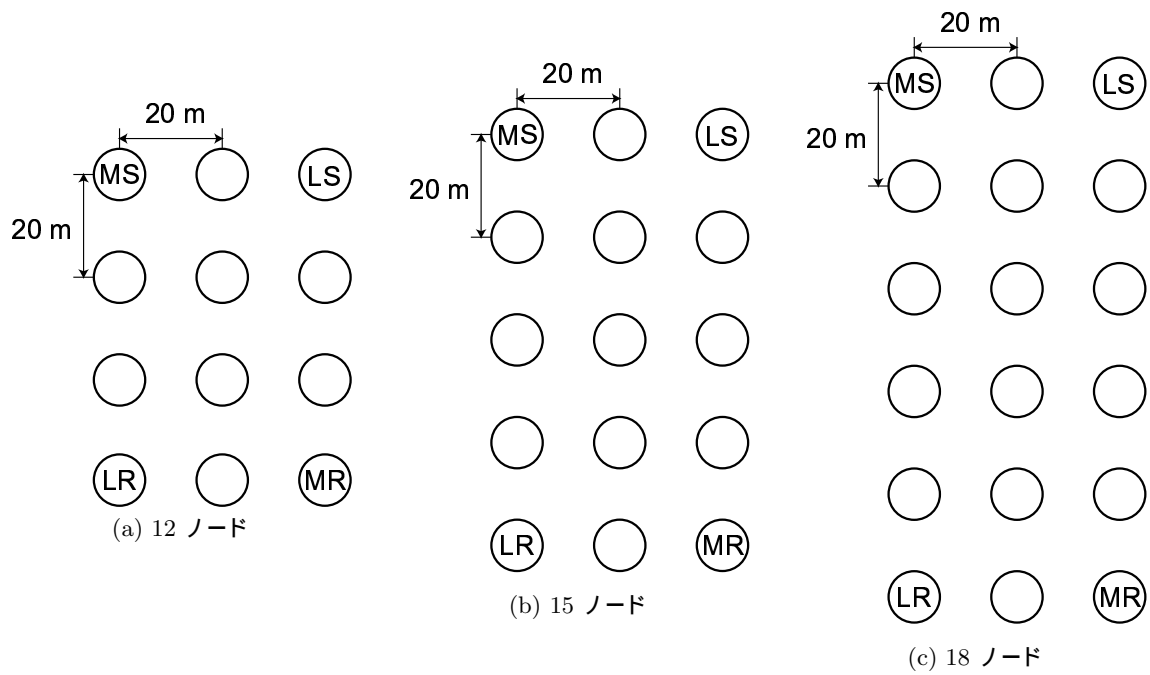


図 8.16: ノード数の異なるネットワーク構成

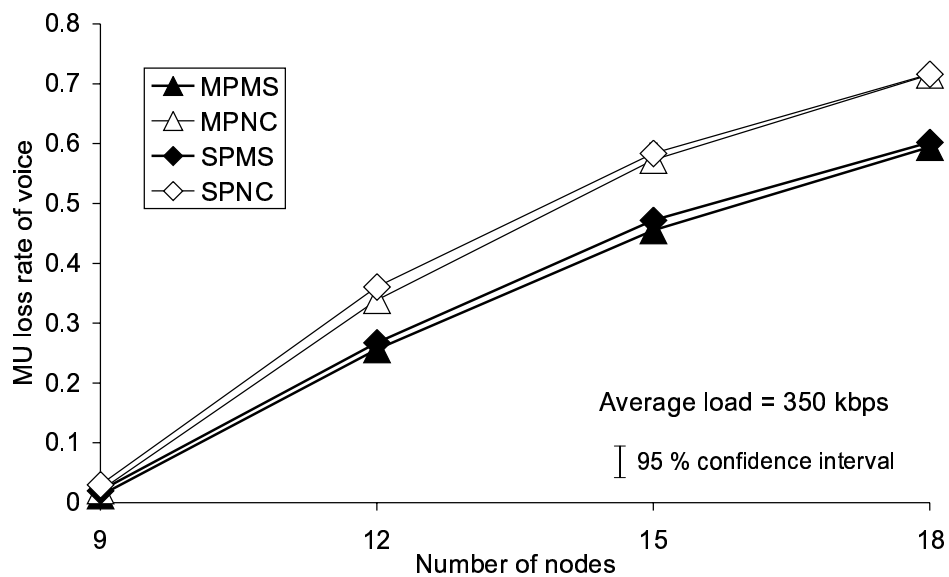


図 8.17: ノード数に対する音声 MU 欠落率

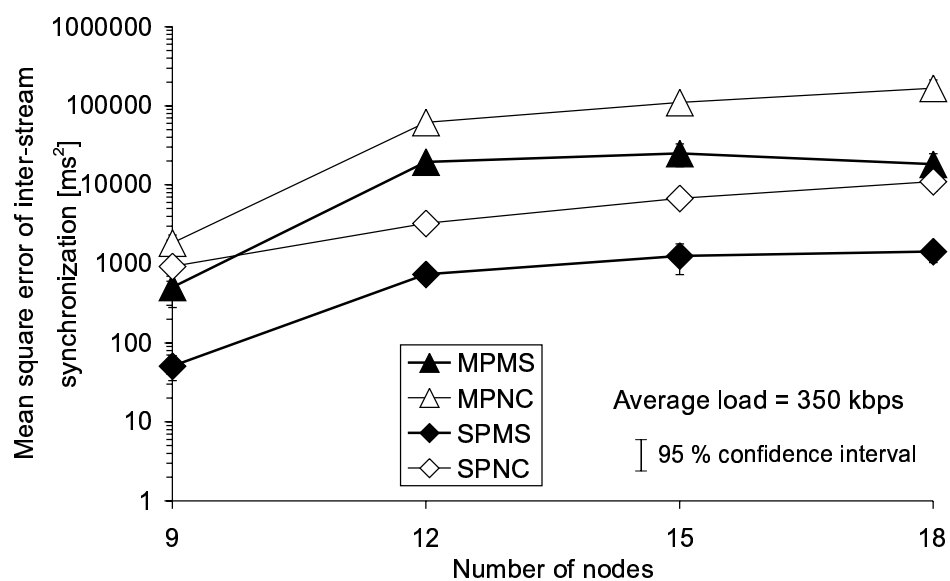


図 8.18: ノード数に対するメディア間同期平均二乗誤差

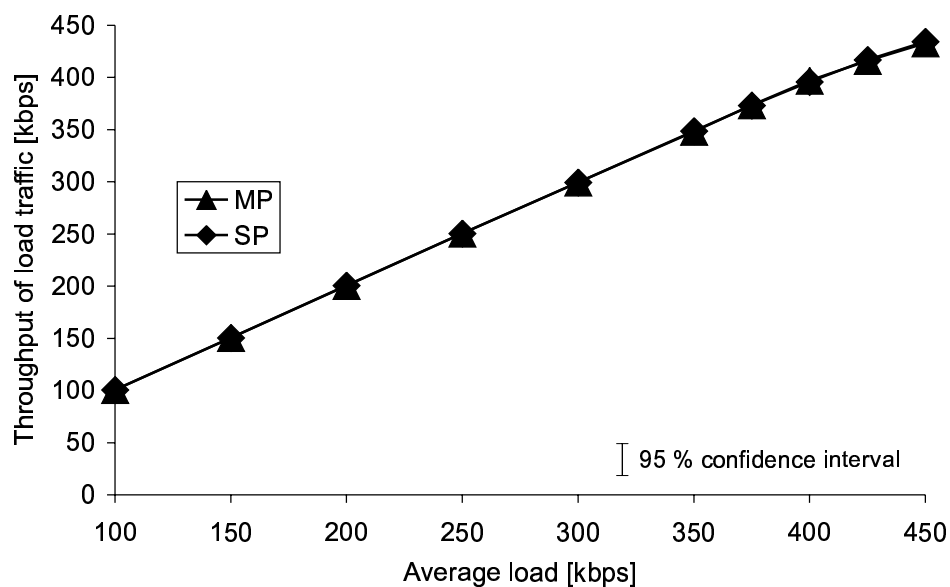


図 8.19: 負荷データスループット

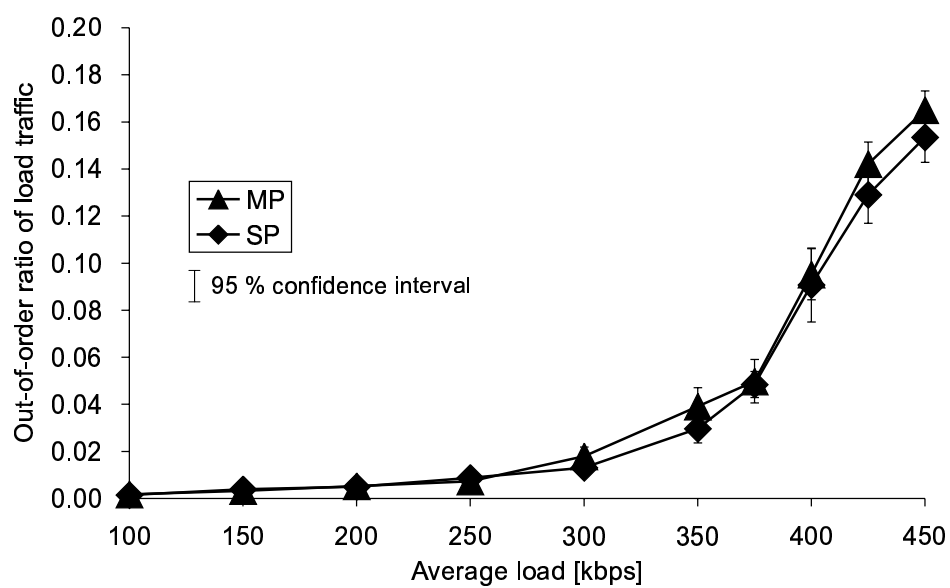


図 8.20: 負荷データ順序逆転率

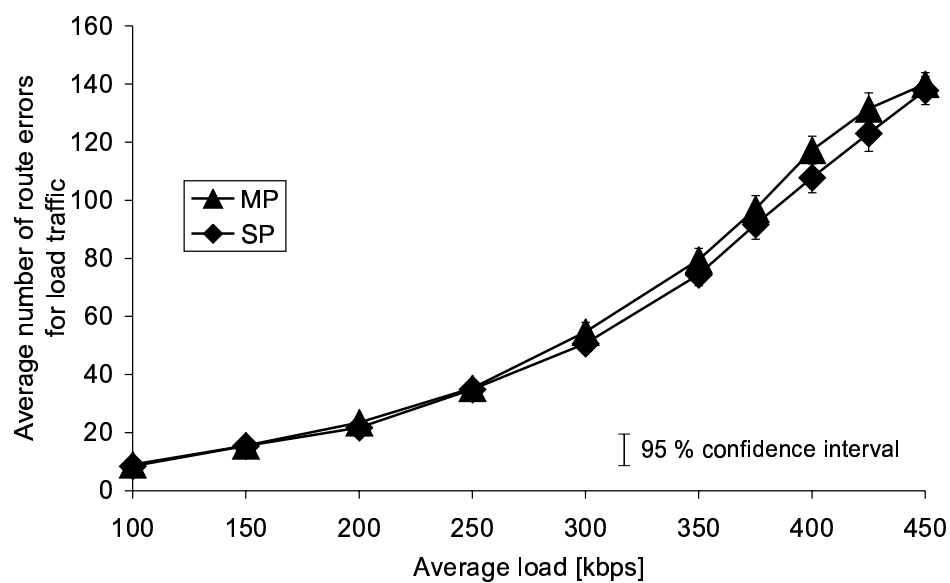


図 8.21: 負荷データ用ルートのルートエラー発生数の平均



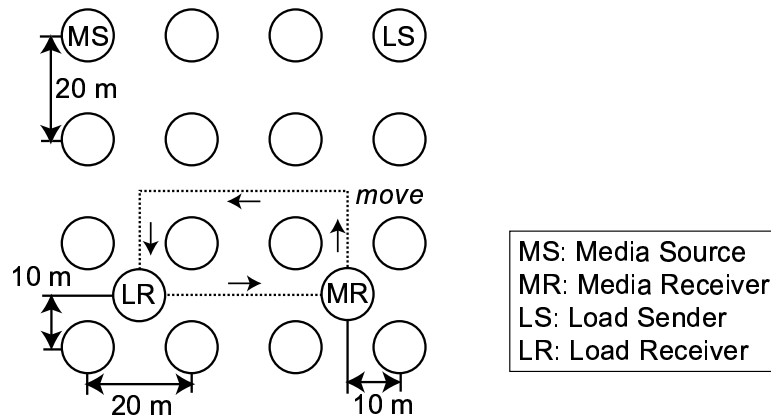


図 8.22: ネットワーク構成 (モバイルネットワーク)

## 8.5 モバイルネットワークにおける QoS 評価

本節では、ノードの移動が存在するネットワークを用いて、MPMS のアプリケーションレベル QoS を評価する。本節では、前節で用いた方式のうち、メディア同期制御を用いる方式である MPMS と SPMS の 2 方式を評価対象とする。本節で用いたネットワークの構成を次項に述べる。なお、シミュレーションの方法は、8.3.2 項と同じである。

### 8.5.1 ネットワーク構成

本節では、モバイルネットワークにおける MPMS の性質を知る検討の第一歩として、単純なグリッドポロジネットワークを使用する。図 8.22 に示すように、18 台の無線ノードから構成される。MR と LR を除くと、縦方向もしくは横方向に隣接するノード間の距離は、20 m で一定とする。

シミュレーションでは、Random Waypoint モデル [98] による QoS 評価も試みた (付録 A を参照)。しかし、得られたシミュレーション結果は、ばらつきが非常に大きく、定量評価に向かないものであった。また、多くのシミュレーション試行において、ネットワーク環境が激しく変化するため、許容できる音声・ビデオ品質が得られなかった。このため、Random Waypoint モデルのようなネットワークは、音声・ビデオストリーミングには不向きであるといえる。そこで、本節では、移動ノードを含むグリッドポロジネットワークを扱う。

MR と LR は、図に点線で示されている長方形に沿って反時計回りに移動する。ノード移動度の影響を評価するため、移動速度を 0 m/s (固定)、1.0 m/s (= 3.6 km/h、歩行速度に相当)、2.0 m/s (= 7.2 km/s) 及び 4.0 m/s (= 14.4 km/s) の 4 通りに設定する。いずれの場合とも、MR と LR は、シミュレーション時間が 120 秒経過し、シミュレーション試行が終了するときには、それぞれの初期位置に戻ってくることになる。つまり、移動速度を 1.0 m/s、2.0 m/s 及び 4.0 m/s に設定した場合、各ノードは、長方形を、それぞれ 1 周、2 周及び 4 周することになる。

無線システムモデルには、IEEE 802.11 MAC プロトコルの DCF (Distributed Coordination Function) [88] を想定する。電波伝搬モデルとしては、ns-2 に用意されている FreeSpace モデルを使用する。アンテナは無指向性とする。また、すべての端末は、同じ無線チャネルを使用する。本節では、Lucent Technologies 社製 Orinoco PCMCIA 無線 LAN カードの仕様に基づき、

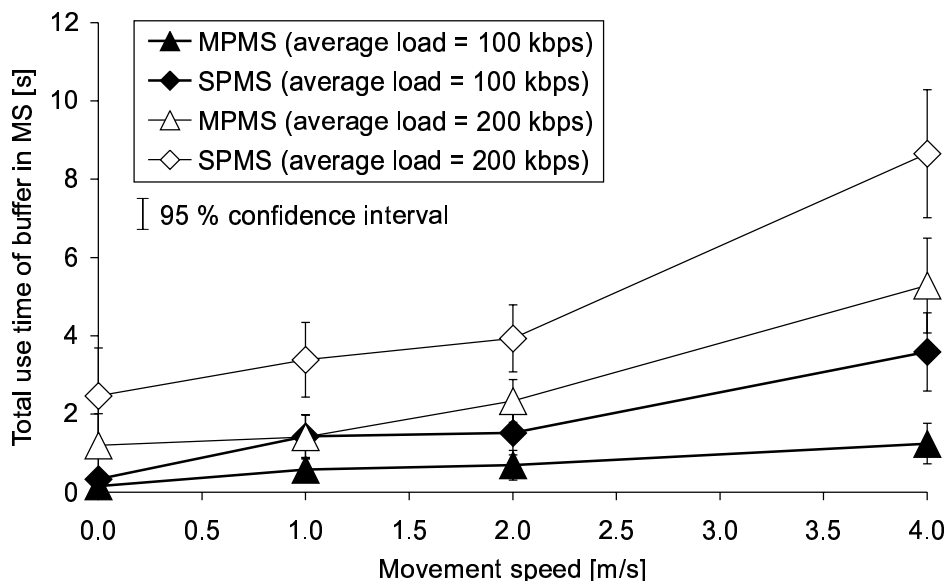


図 8.23: メディア発生源端末 MS における送信バッファ総使用時間 (モバイルネットワーク)

各端末の送信電力や受信しきい値を設定する．IEEE 802.11b を想定し，伝送速度は 11 Mbps に固定する．電波の到達範囲は，送信端末の中心から半径 22.49 m の円内となる．更に，キャリアセンス判定を行う範囲であるキャリアセンス半径を，通信範囲の 2 倍である 44.98 m に設定する．また，本節のシミュレーションでは RTS/CTS を用いない．MAC 層における最大再送回数は 7 回とする．

### 8.5.2 シミュレーション結果

本項では，8.3.2 項と同様の方法でシミュレーションを行った結果を示す．まず，ネットワークレベル QoS 評価結果を示し，次に，アプリケーションレベル QoS 結果を示す．

このシミュレーションでは，一つの負荷の設定値に対して 30 回の測定を行っている．以下に示すシミュレーション結果は，30 個の測定値の平均値である．また，これら 30 個の測定値から算出した 95 %信頼区間も同時に示している．ただし，その区間が，シミュレーション結果を示す記号より小さい場合には，それは示されていない．

#### ネットワークレベル QoS 評価

図 8.23 は，ノード移動速度に対する，メディア発生源端末 MS における送信バッファの総使用時間を示している．この図では，平均負荷が 100 kbps の場合と，それが 200 kbps の場合における結果を示している．

図 8.23 から，MPMS の送信バッファ総使用時間は，SPMS のそれに比べて小さいことが分かる．つまり，MPMS は，モバイルネットワークにおいても，送信ノードがルートを持たない時間を減少させることができる．

また，図 8.23 では，送信バッファ総使用時間は，負荷の増大及びノード移動速度の増加にしたがって大きくなっていることが分かる．これは，ルートが消失する確率が，負荷の増大及びノード移動速度の増加により高まるためである．

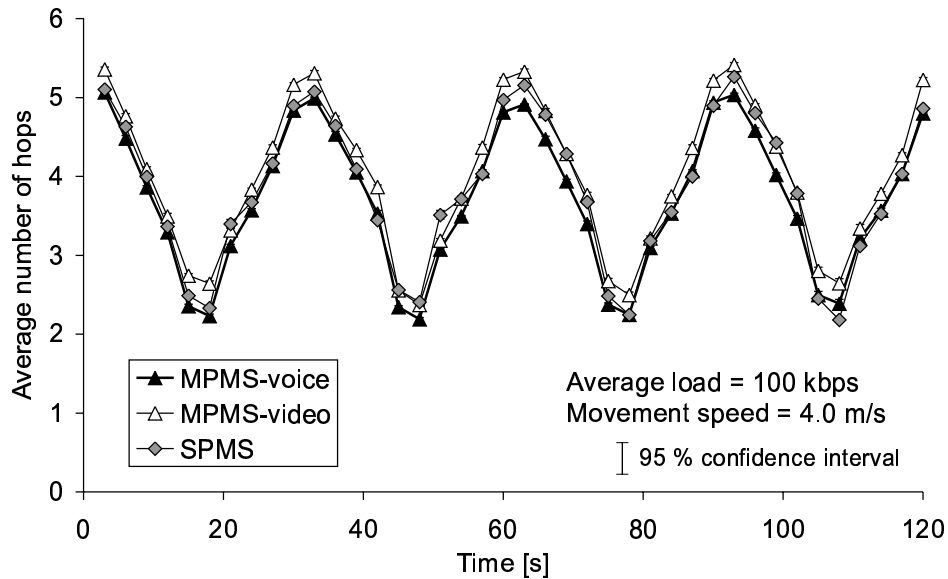


図 8.24: 時間経過に対する平均ホップ数 (モバイルネットワーク)

図 8.24 は、平均負荷が 100 kbps でノードの移動速度を 4.0 m/s とした場合の、平均ホップ数の時間変化を示したものである。この図では、3 秒毎に平均した値を示しており、最初の MU 取込みから 120 秒間の結果を示している。

図 8.24 から、MPMS の音声用ルートの平均ホップ数は、そのビデオ用ルートの平均ホップ数に比べて小さくなっていることが分かる。これは、MPMS のルート選択アルゴリズムでは、音声用ルートの選択に、ビデオ用のそれに比べて高い優先度を与えているためである。

また、図 8.24 では、SPMS で用いられるルートの平均ホップ数は、MPMS の音声用ルートのそれとほぼ同じか、それより大きくなっている。つまり、MPMS は、SPMS に比べて、音声に少ないホップ数のルートを用いることができていることになる。

#### アプリケーションレベル QoS 評価

図 8.25 に、ノード移動速度に対する、音声出力間隔の変動係数を示す。ビデオ出力間隔の変動係数も測定したが、方式間の関係は、音声におけるそれとほぼ同じであったため、省略する。この図から、MPMS の音声出力間隔の変動係数は、SPMS のそれに比べて小さくなっていることが分かる。これは、MPMS では、SPMS に比べて音声用に少ないホップ数のルートを割り当てられることと、ルートが存在しない期間を短くできることによる。

また、図 8.25 から、平均負荷の増大及びノード移動速度の増加に伴い、変動係数が増加していることが分かる。これは、このような状況では、ルート切断が頻繁に発生するためである。

図 8.26 に、ノード移動速度に対する、メディア間同期平均二乗誤差を示す。この図では、今回調べたほとんどすべての負荷及びノード移動速度において、MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は、SPMS のそれよりも大きくなっている。しかし、MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は、高いメディア間同期品質が得られるとされる  $6400 \text{ ms}^2$  を下回っている。したがって、MPMS は、高いメディア間同期品質を確保できるといえる。

図 8.27 に、音声出力間隔の変動係数の時間変化を示す。また、図 8.28 は、メディア間同期平均二乗誤差の時間変化を示している。これらの図は、平均負荷が 100 kbps で、ノード移動速度

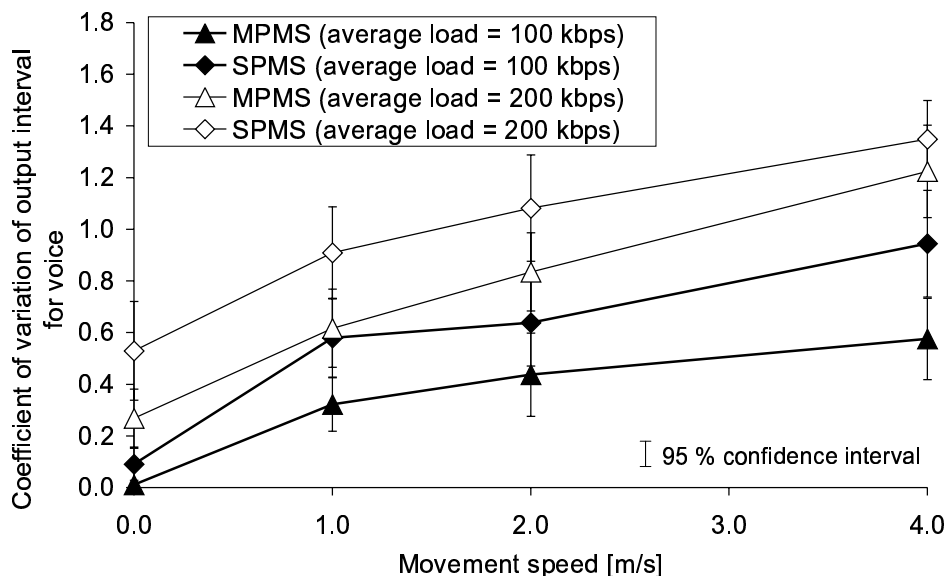


図 8.25: 音声出力間隔の変動係数 (モバイルネットワーク)

が 4.0 m/s のときのものである。また、これらの図では、3 秒毎に平均した結果を表している。また、最初の MU 取込み開始から 120 秒間の結果を示している。

図 8.27 から、MPMS の出力間隔の変動係数は、特に 63 秒から 79 秒あたりにかけて及び 96 秒から 105 秒あたりにかけて、SPMS のそれより小さくなっていることが分かる。図 8.24 に示すように、この時間帯には、MS・MR 間のホップ数が時間経過とともに減少している。また、MPMS の音声用ルートのホップ数は、SPMS のルートにおけるホップ数よりも小さくなっている。したがって、MS・MR 間のホップ数が減少していく場面では、MPMS が、SPMS に比べて音声のメディア内同期品質の面で有利であるといえる。

図 8.28 では、シミュレーションにおけるほとんどの時間帯で MPMS のメディア間同期平均二乗誤差は、SPMS のそれより大きくなっている。特に、18 秒から 27 秒、45 秒から 60 秒、及び 105 秒から 111 秒にかけて、その傾向が顕著に現れている。これらの時間帯には、図 8.24 から、ホップ数の平均が増加傾向にあることが分かる。したがって、MS・MR 間のホップ数が増加傾向にあるときには、SPMS が、MPMS に比べてメディア間同期品質の面で有利となる。しかし、MPMS のメディア間同期誤差は、すべての時間帯で  $6400 \text{ ms}^2$  を下回っている。

シミュレーションでは、異なるノード移動速度の場合についても、アプリケーションレベル QoS パラメータ値の時間変化を測定した。その結果、2 方式間の関係は、ノード移動速度を 4.0 m/s とした場合と同様であることを確認した。

## 8.6 むすび

本章では、アドホックネットワークにおける音声・ビデオ転送のために、マルチパスルーティングとメディア同期制御とを組み合わせた MPMS (MultiPath streaming scheme with Media Synchronization control) を提案した。そして、シミュレーションにより、この方式のアプリケーションレベル QoS を評価した。その結果、MPMS は重負荷時の MU 欠落率を低減し、高いメディア内同期品質が得られることが分かった。一方、重負荷状態で、MPMS のメディア間同期品質は、SPMS のそれよりも低くなる。しかし、MPMS のメディア間同期品質は、主観的

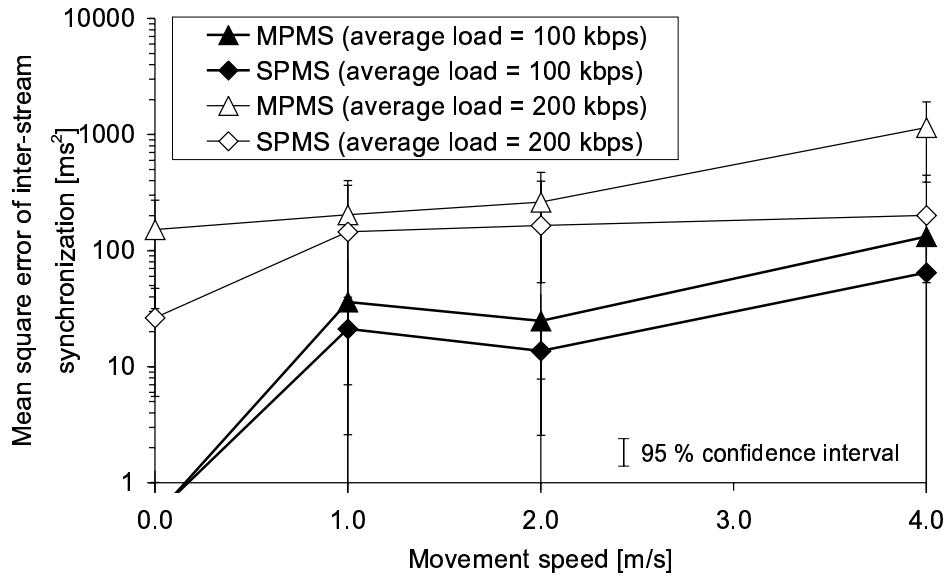


図 8.26: メディア間同期平均二乗誤差 ( モバイルネットワーク )

に許容可能な程度を保っている。

次に、メディア端末や負荷端末の配置が異なるネットワークポロジでの評価を行った。そして、MPMS では、マルチパスルーティングに不利な状況においても、SPMS と同程度のメディア同期品質が得られることを確認した。

また、ネットワークに存在するノード数がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響を調査した。そして、ノード数の増加に伴い、すべての方式でアプリケーションレベル QoS が大きく低下することを確認した。

更に、マルチパスストリームが負荷トラヒックに与える影響を調査した。その結果、マルチパスストリーミング方式は、負荷データパケットの到着順序逆転を生じやすくすることが分かった。しかし、マルチパスストリーミング方式の負荷トラヒックスループットへの影響は非常に小さなものであった。

そして、移動ノードが存在するグリッドポロジネットワークにおける評価も行い、MPMS がモバイルネットワークにおいてもアプリケーションレベル QoS 改善に有効であることを確認した。特に、メディア送受信ノード間のホップ数が減少する場面において MPMS のメディア内同期品質が SPMS に比べて優れることが分かった。

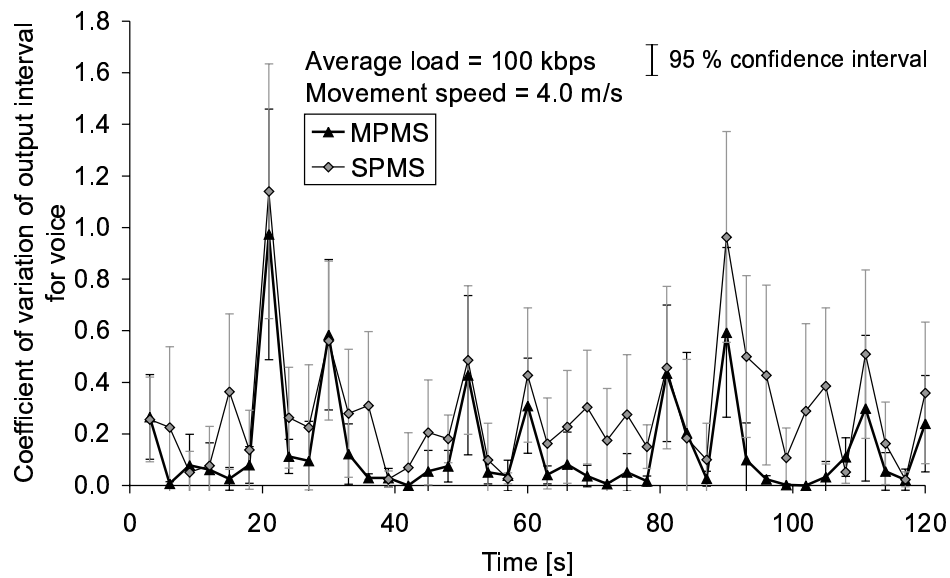


図 8.27: 時間経過に対する音声出力間隔の変動係数 (モバイルネットワーク)

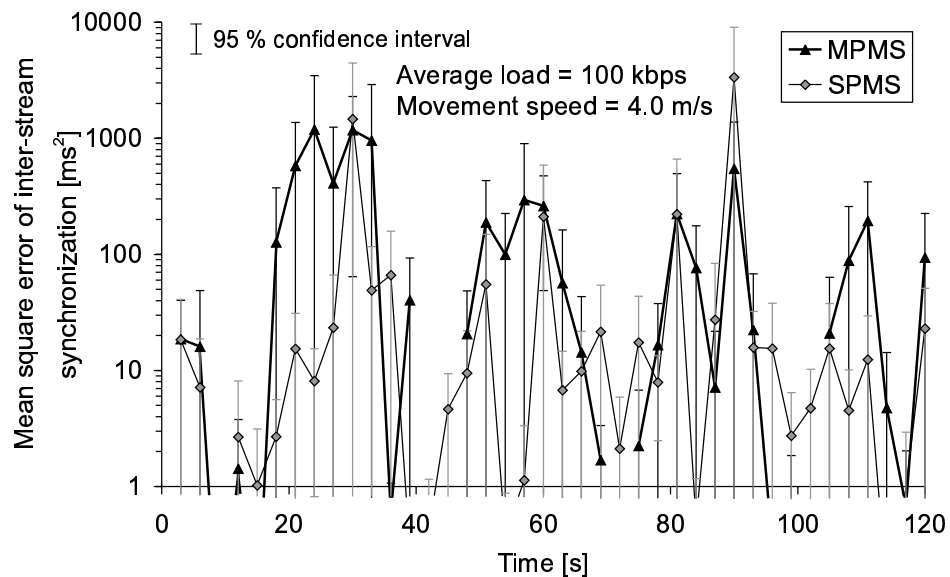


図 8.28: 時間経過に対するメディア間同期平均二乗誤差 (モバイルネットワーク)

## 第9章 結論

本論文では、様々な形態の IP ネットワークを対象とし、音声・ビデオのストリーミング転送の品質を高く保つための QoS 制御手法を検討した。

まず、第2章では、蓄積メディアのストリーミング技術に注目し、そこで用いられている方式として、タイムスタンプ方式、ファイル転送方式、切り替え方式の三つについて実験によりアプリケーションレベル QoS 比較を行った。このとき、トランスポートプロトコルとして、TCP の SACK オプション及びアプリケーションレベルの再送制御機能を持たせた UDP を対象とし、トランスポートプロトコルがメディアの出力品質に及ぼす影響も調査した。その結果、次のような結論を得た。

- SACK を適用した TCP による切り替え方式の QoS が優れている。
- 負荷の非常に高い状況では、再送制御を適用した UDP を用いて転送するのが得策である。
- ビデオの出力品質の向上に再送制御をより小さな処理単位で行うことが有効である。

第2章で、アプリケーションレベルでの再送制御の有効性が確認されたことから、第3章では、ライブ音声・ビデオ転送に対する再送制御方式について検討した。本研究室既提案の VTR メディア同期アルゴリズムを MU の欠落及び再送制御に適応するよう拡張し、再送制御を組み合わせた RVTR を提案した。そして、これを含めた五つの方式について、実験による比較を行った。その結果、次のような結論を得た。

- RVTR はライブ音声、ビデオの出力品質の向上に有効である。
- 再送制御のみ、VTR による同期制御のみでは RVTR に比べて QoS 改善効果は小さい。
- ネットワークの伝搬遅延が大きくなると RVTR の QoS は劣化する。

更に、第4章では、第3章で提案した RVTR をマルチキャスト通信環境のために拡張した MRVTR を提案した。そして、実験及びシミュレーションを用いて、MRVTR のアプリケーションレベル QoS を評価した。その結果、次のような結論を得た。

- MRVTR は音声のメディア同期品質の改善に有効である。
- NACK 送信制御は、受信状態が良好な端末への負荷トラヒック及び再送トラヒックの影響を軽減できるだけでなく、ネットワーク負荷の大きい端末の QoS を改善できる。
- 再送スケーリングを用いることで、再送トラヒックの影響を軽減できる。

第5章では、端末間同期の問題を検討した。従来行われてきた実験による評価では困難であった、中規模イントラネット環境及びインターネット環境を想定し、三つの端末間同期方式（マスタ・スレーブ端末方式、同期マエストロ方式、分散制御方式）の QoS 評価を、シミュレーションにより実施した。また、それに先立って、分散制御方式を改良した。QoS 評価の結果、次のような結論を得た。

- ネットワーク状態が不明ならば，同期マエストロ方式を用いるべきである．
- ネットワーク状態を正確に把握できるならば，マスタ・スレーブ端末方式が最適な選択となる．
- 最適な方式は，アプリケーションにより許容される端末間同期品質に依存する．端末間同期品質に非常に厳しいアプリケーションならば，重負荷時のメディア内同期品質は劣化するものの，分散制御方式を用いるのが適切といえる．

第6章では，無線アドホックネットワークを検討対象とした．第5章で扱った端末間同期方式を，アドホックネットワーク環境に適用した．ストリング型トポロジーならびに移動ノードを含むグリッド型トポロジーを対象として，これらの方式のアプリケーションレベル QoS を比較した．その結果，次のような結論を得た．

- 端末間同期のための制御情報パケットが，メディアの出力に大きな影響を及ぼす．この影響は，分散制御方式で最も顕著である．
- 制御情報パケット送信量の少ないマスタ・スレーブ端末方式では，他方式に比べて高いアプリケーションレベル QoS が得られる．しかし，この方式の端末間同期品質は，ノードの配置やその移動に大きく影響される．
- 同期マエストロ方式では，メディア転送開始直後に高い端末間同期品質を得ることができない．また，分散制御方式と同様に，制御情報パケットによるメディアの QoS への影響が生じる．
- それぞれの方式には，長所・短所が存在する．このため，アドホックネットワークでは，これらの方式の特長を考慮した新たな端末間同期方式が必要とされる．

第7章では，無線アドホックネットワークにおいて，MAC 層での再送制御により品質改善が期待できるユニキャスト通信を対象として，音声・ビデオの転送方式である単一ストリーム方式及びマルチストリーム方式とアプリケーションレベル QoS との関係を調査した．その結果，次のような結論を得た．

- アドホックネットワークでは，メディア同期制御が MU 欠落の削減に有効である．
- 単一ストリーム方式では，マルチストリーム方式に比べて多くのビデオ MU 欠落が生じる．
- マルチストリーム方式とメディア同期制御を組み合わせることで，高いメディア同期品質が得られる．

第8章では，無線アドホックネットワークにおいて，音声とビデオを別々のルーティングパスを用いて転送するマルチパスルーティング方式とメディア同期制御とを組み合わせた MPMS を提案した．そして，シミュレーションによるアプリケーションレベル QoS 評価を行った．その結果，次のような結論を得た．

- MPMS は重負荷時の MU 欠落率を低減し，高いメディア内同期品質が得られる．
- 重負荷状態では，MPMS のメディア間同期品質が，SPMS のそれよりも低くなる．しかし，MPMS のメディア間同期品質は，主観的に許容可能な程度を保っている．



- マルチパスストリーミング方式の負荷トラヒックスループットへの影響は非常に小さなものであった。

以上のことから，本論文では，IP ネットワークにおける音声・ビデオストリーミングの性質を明らかにすることができた．また，音声・ビデオストリーミングに適した QoS 制御を用いることにより，アプリケーションレベル QoS を向上させられることが分かった．これらの検討結果は，音声・ビデオストリーミングアプリケーション開発者ならびにサービス提供者が，高品質なストリーミング配信サービスを行うための指針となりうる．

今後に残された課題としては，次のようなものがある．

- ユーザレベルでの QoS 評価
- より現実的なアドホックネットワーク環境での QoS 評価
- アドホックネットワークにおけるマルチキャスト通信の信頼性確保

## 謝辞

本研究において終始熱心に御指導頂いた田坂修二教授に深く感謝致します。また，本研究の遂行において御議論頂きました石橋豊教授に感謝致します。そして，本論文をまとめるにあたり，有益な御助言を頂きました岩波保則教授に感謝致します。更に，本研究を進める過程で御協力を頂きました伊藤嘉浩講師，元大学院生の伊藤健二氏（現在，株式会社豊田中央研究所勤務），ならびに日本福祉大学情報社会科学部鈴木隆宏助教授に感謝致します。

末筆ながら，日頃お世話になった本学の皆様，並びに関係者各位に感謝します。

## 参考文献

- [1] J. Postel, “Internet protocol,” RFC 791, Sept. 1981.
- [2] 三木 哲也, “統括 – アクセスネットワークはどう変ったか ,これからどう変ってゆくか?–”, 電子情報通信学会誌, vol. 88, no. 3, pp. 142–149, Mar. 2005.
- [3] Welcome to the UPnP Forum!  
(<http://www.upnp.org>).
- [4] 山田 秀昭, 船木 滋, “アクセスネットワークの多様化と広帯域化における VoIP 技術”, 電子情報通信学会誌, vol. 88, no. 3, pp. 150–156, Mar. 2005.
- [5] 斉藤 健, “情報家電の IT 化 –特にネットワーク化の観点から–”, 電子情報通信学会誌, vol. 86, no. 5, pp. 311–318, May 2003.
- [6] 802.11B–1999 IEEE Local and Metropolitan area networks – Specific requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications: Higher Speed Physical Layer (PHY) Extension in the 2.4 GHz band, IEEE Standard 802.11B–1999.
- [7] 802.11G–2003 IEEE Standard for IT–Telecommunications and information exchange between systems LAN/MAN – Part II: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications Amendment 4: Further Higher Data Rate Extension in the 2.4 GHz Band, IEEE Standard 802.11G–2003.
- [8] Mobile ad-hoc networks (MANET) charter,  
(<http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>).
- [9] 田坂 修二, 情報ネットワークの基礎, 数理工学社, 2003.
- [10] J. Postel, “Transmission control protocol,” RFC 793, Sept. 1981.
- [11] 青木 利晴, 宮内 充, 田中 千速, 河西 宏之, インターネット & 情報スーパーハイウェイ, オーム社, 1995.
- [12] 国土交通省 ITS ホームページ,  
(<http://www.nilim.go.jp/japanese/its/index.htm>).
- [13] L. Wischhof, A. Ebner, H. Rohling, M. Lott and R. Halfmann, “SOTIS – a self-organizing traffic information system,” *Proc. IEEE VTC’03 Spring*, Apr. 2003.
- [14] 斉藤 俊哉, 白木 秀直, 布目 敏郎, 田坂 修二, “アドホックセンサ交通情報システムの提案”, 2005 年電子情報通信学会ソサイエティ大会, A–17–12, Sept. 2005.

- [15] 馬淵 剛, 布目 敏郎, 田坂 修二, 斉藤 俊哉, 白木 秀直, “アドホックセンサ交通情報システムへの位置情報利用型ルーティングプロトコルの適用”, 2005 年電子情報通信学会ソサイエティ大会, A-17-13, Sept. 2005.
- [16] 戸田 巖, ネットワーク QoS 技術, オーム社, 2001.
- [17] 間瀬 憲一, マルチメディアネットワークとコミュニケーション品質, 電子情報通信学会, 1998.
- [18] S. Tasaka and Y. Ishibashi, “Mutually compensatory property of multimedia QoS,” *Conf. Rec. IEEE ICC 2002*, pp. 1105–1111, Apr./May 2002.
- [19] 村上 伸一, 酒井 善則, マルチメディア通信システム, 株式会社昭晃堂, 1990.
- [20] マーチン・ドゥプライカー, ATM 詳解 新世代通信網構築技術, 松島 栄樹 (訳), プレンデイスホール出版, 1996.
- [21] G. Blakowski and R. Steinmetz, “A media synchronization survey : reference model, specification, and case studies,” *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, vol. 14, no. 1, pp. 5–35, Jan. 1996.
- [22] 田坂修二, “ネットワーク環境におけるメディア同期”, 電子情報通信学会誌, vol. 84, no. 3, pp. 177–183, Mar. 2001.
- [23] 藤原 洋, 最新 MPEG 教科書, 株式会社アスキー, 1994.
- [24] D. Le Gall, “MPEG: A video compression standard for multimedia applications,” *Commun. of the ACM*, vol. 34, no. 4, pp. 46–58, Apr. 1991.
- [25] J. Alvear, *Web Developer.com Guide to Streaming Multimedia*. John Wiley & Sons, Inc, 1998.
- [26] S. Deering, “Host extensions for IP multicasting,” RFC 1112, Aug. 1989.
- [27] Y. Ishibashi and S. Tasaka, “A synchronization mechanism for continuous media in multimedia communications,” *Proc. IEEE INFOCOM’95*, pp. 1010–1019, Apr. 1995.
- [28] S. Tasaka, H. Nakanishi and Y. Ishibashi, “Dynamic resolution control and media synchronization of MPEG in wireless LANs,” *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM’97*, pp. 138–144, Nov. 1997.
- [29] Y. Ishibashi and S. Tasaka, “A group synchronization mechanism for live media in multicast communications,” *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM’97*, pp. 746–752, Nov. 1997.
- [30] Y. Ishibashi, A. Tsuji and S. Tasaka, “A group synchronization mechanism for stored media in multicast communication,” *Proc. IEEE INFOCOM’97*, pp. 693–701, Apr. 1997.
- [31] Y. Ishibashi and S. Tasaka, “A distributed control scheme for group synchronization in multicast communications,” *Proc. ISCOM’99*, pp. 317–323, Nov. 1999.

- [32] Y. Ishibashi, S. Tasaka and Y. Tachibana, "Adaptive causality and media synchronization control for networked multimedia applications," *Conf. Rec. IEEE ICC 2001*, pp. 952–958, June 2001.
- [33] G. Carle and E. W. Biersack, "Survey of error recovery techniques for IP-based audio–visual multicast applications," *IEEE Network*, vol. 11, no. 6, pp. 24–36, Nov./Dec. 1997.
- [34] J. Postel, "User datagram protocol," RFC 768, Aug. 1980.
- [35] H. Schulzrinne, S. Casner, R. Frederick and V. Jacobson, "RTP: A transport protocol for real-time applications," RFC 1889, Jan. 1996.
- [36] K. Fall and S. Floyd, "Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP," *Computer Communication Review*, vol. 26, no. 3, pp. 5–21, July 1996.
- [37] W. Stevens, "TCP Slow Start, Congestion Avoidance, Fast Retransmit, and Fast Recovery Algorithms," RFC 2001, Jan. 1997.
- [38] M. Mathis, J. Mahdavi, S. Floyd and A. Romanow, "TCP selective acknowledgment options," RFC 2018, Oct. 1996.
- [39] M. Mathis and J. Mahdavi, "Forward Acknowledgment: Refining TCP Congestion Control," *Proc. ACM SIGCOMM'96*, pp. 281–291, Aug. 1996.
- [40] C. M. Cordeiro, H. Gossain and D. P. Agrawal, "Multicast over wireless mobile ad hoc networks: Present and future directions," *IEEE Network*, vol. 17, no. 1, pp. 52–59, Jan./Feb. 2003.
- [41] S–J. Lee, W. Su, J. Hsu, M. Gerla and R. Bagrodia, "A performance comparison study of ad hoc wireless multicast protocols," *Proc. IEEE INFOCOM 2000*, pp. 565–574, Mar. 2000.
- [42] D. B. Johnson, D. A. Maltz and Y-C. Hu, "The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR)," Internet Draft, **draft-ietf-manet-dsr-09**, Apr. 2003.
- [43] Y. Yi, S–J. Lee, W. Su and M. Gerla, "On-demand multicast routing protocol (ODMRP) for ad hoc networks," Internet Draft, **draft-yi-manet-odmrp-00**, Mar. 2003.
- [44] D. Estrin, D. Farinacci, A. Helmy, D. Thaler, S. Deering, M. Handley, V. Jacobson, C. Liu, P. Sharm and L. Wei, "Protocol independent multicast–sparse mode (PIM–SM): Protocol specification," RFC 2362, June 1998.
- [45] H. Schulzrinne, A. Rao and R. Lanphier, "Real Time Streaming Protocol (RTSP)," RFC 2326, Apr. 1998.
- [46] J. M. McManus and K. W. Ross, "Video-on-demand over ATM: constant-rate transmission and transport," *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, vol. 14, no. 6, pp. 1087–1098, Aug. 1996.

- [47] W. Feng, F. Jahanian and S. Sechrest, "An optimal bandwidth allocation strategy for the delivery of compressed prerecorded video," *ACM/Springer-Verlag Multimedia Syst. J.*, vol. 5, no. 5, pp. 297–309, Sept. 1997.
- [48] J. D. Salehi, Z. Zhang, J. Kurose and D. Towsley, "Supporting stored video: reducing rate variability and end-to-end resource requirements through optimal smoothing," *IEEE/ACM Trans. on Networking.*, vol. 6, no. 4, pp. 397–410, Aug. 1998.
- [49] W. Feng and J. Rexford, "A comparison of bandwidth smoothing techniques for the transmission of prerecorded compressed video," *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM'97*, pp. 58–66, Apr. 1997.
- [50] "RealNetworks – The home of streaming media," <http://www.real.com/>.
- [51] "VDOLive3.0," <http://www.vdo.co.jp/live3/>.
- [52] "Streaming media services," <http://www.microsoft.com/ntserver/mediaserv/>.
- [53] "Xing technology corporation," <http://www.xingtech.com/>.
- [54] "Vivo software, inc – Home page," <http://www.vivo.com/>.
- [55] Y. Ishibashi, S. Tasaka and E. Minami, "Performance measurement of a stored media synchronization mechanism: Quick recovery scheme," *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM'95*, pp. 811–817, Nov. 1995.
- [56] D. Buchholz, P. Odlyzko, M. Taylor and R. White, "Wireless in-building network architecture and protocols," *IEEE Network*, vol. 5, pp. 31–38, Nov. 1991.
- [57] "Experimental TCP selective acknowledgment implementations," [http://www.psc.edu/networking/all\\_sack.html](http://www.psc.edu/networking/all_sack.html).
- [58] R. Steinmetz, "Human perception of jitter and media synchronization," *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, vol. 14, no. 1, pp. 61–72, Jan. 1996.
- [59] G. Ramamurthy and D. Raychaudhuri, "Performance of packet video with combined error recovery and concealment," *Proc. IEEE INFOCOM'95*, pp. 753–761, Apr. 1995.
- [60] B. J. Dempsey, J. Liebeherr and A. C. Weaver, "On retransmission-based error control for continuous media traffic in packet-switching networks," *Comp. Networks and ISDN Sys.*, vol. 28, no. 5, pp. 719–736, Mar. 1996.
- [61] S. Pejhan, M. Schwartz and D. Anastassiou, "Error control using retransmission scheme in multicast transport protocols for real-time media," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 4, no. 3, pp. 413–427, June 1996.
- [62] X. Li, S. Paul, P. Pancha and M. Ammar, "Layered video multicast with retransmission (LVMR): Evaluation of error recovery schemes," *Proc. NOSSDAV'97*, May 1997.

- [63] T. Hasegawa, T. Hasegawa, T. Kato and K. Suzuki, "Applying reliable data transfer protocol to real time video retrieval system," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E80-B, no. 19, pp. 1482-1492, Oct. 1997.
- [64] ITU-T Recommendation G.114: "Transmission systems and media, general characteristics of international telephone connections and international telephone circuits One-way transmission time," Feb. 1996.
- [65] K. Obraczka, "Multicast transport protocols: A survey and taxonomy," *IEEE Commun. Mag.*, vol. 36, no. 1, pp. 94-102, Jan. 1998.
- [66] S. Paul, K. K. Sabnani and J. C. Lin, "Reliable multicast transport protocol (RMTP)," *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 15, no. 3, pp. 407-421, Apr. 1997.
- [67] X. R. Xu, A. C. Myers, H. Zhang and R. Yavatkar, "Resilient multicast support for continuous-media application," *Proc. NOSSDAV'97*, May 1997.
- [68] B. Whetten and G. Taskale, "An overview of reliable multicast transport protocol II," *IEEE Network*, vol. 14, no. 1, pp. 37-47, Jan./Feb. 2000.
- [69] G. Carle and E. W. Biersack, "Survey of error recovery techniques for IP-based audio-visual multicast applications," *IEEE Network*, vol. 11, no. 6, pp. 24-36, Nov./Dec. 1997.
- [70] D. Towsley, J. Kurose and S. Pingali, "A comparison of sender-initiated and receiver-initiated reliable multicast protocols," *IEEE J. Sel. Areas Commun.*, vol. 15, no. 3, pp. 398-406, Apr. 1997.
- [71] S. Floyd, V. Jacobson, C. Liu, S. McCanne and L. Zhang, "A reliable multicast framework for light-weight sessions and application level framing," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 5, no. 6, Dec. 1997.
- [72] S. K. Kasera, G. Hjálmtýsson, D. Towsley and J. Kurose, "Scalable reliable multicast using multiple multicast channels," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 8, no. 3, pp. 294-310, June 2000.
- [73] Y. Ishibashi, Y. Tachibana and S. Tasaka, "Responsiveness of layered multicast and feedback control for video traffic in the Internet," *Conf. Rec. IEEE ICC2000*, pp. 846-852, June 2000.
- [74] W. Fenner, "Internet group management protocol, version 2," RFC 2236, Nov. 1997.
- [75] The Network Simulator - ns-2 -,  
( <http://www.isi.edu/nsnam/ns/> ).
- [76] A. Adams, J. Nicholas, W. Siadak, "Protocol independent multicast - dense mode ( PIM-DM ) : protocol specification,"  
draft-ietf-pim-dm-new-v2-01, Feb. 2002.
- [77] 伊藤健二, 田坂修二, 石橋 豊, "連続メディア再送制御方式 RVTR のマルチキャスト通信への拡張", 電子情報通信学会技術研究報告, SSE2000-12, Apr. 2000.

- [78] J. Escobar, C. Partridge and D. Deutsch, "Flow synchronization protocol," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 2, no. 2, pp. 111–121, Apr. 1994.
- [79] I. F. Akyildiz and W. Yen, "Multimedia group synchronization protocols for integrated services networks," *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, vol. 14, no. 1, pp. 162–173, Jan. 1996.
- [80] A. Benslimane, "A multicast synchronization protocol for multiple distributed multimedia streams," *Conf. Rec. 7th International Conference on High Performance Computing (HiPC 2000)*, Dec. 2000.
- [81] S. Tasaka, Y. Ishibashi and M. Hayashi, "Inter-destination synchronization quality in an integrated wired and wireless network with handover," *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM 2002*, CQRS-05-1, Nov. 2002.
- [82] M. B. Doar, "A better model for generating test networks," *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM'96*, pp. 86–93, Nov. 1996.
- [83] K. L. Calvert, M. B. Doar and E. W. Zegura, "Modeling Internet topology," *IEEE Commun. Mag.*, vol. 35, no. 6, pp. 160–163, June 1997.
- [84] S-T. Sheu and T-F. Sheu, "DBASE: A distributed bandwidth allocation/sharing/extension protocol for multimedia over IEEE 802.11 ad hoc wireless LAN," *Proc. IEEE INFOCOM 2001*, pp. 1558–1567, Apr. 2001.
- [85] A. Chen, L-C. Wang, Y T. Su, Y. X. Zheng, B. Yang, D. S. L. Wei and K. Naik, "NICE – a decentralized medium access control using neighborhood information classification and estimation for multimedia applications in ad hoc 802.11 wireless LANs," *Conf. Rec. IEEE ICC 2003*, pp. 208–212, May 2003.
- [86] P. M. Ruiz, A. F. Gomez-Skarmeta, P. Martinez, J. A. Sanchez and E. Garcia, "Effective multimedia and multi-party communications on multicast MANET extensions to IP access networks," *Proc. International Conference on Information Networking (ICOIN) 2003*, Feb. 2003.
- [87] Rice university monarch project: Mobile networking architectures, (<http://www.monarch.cs.rice.edu>).
- [88] Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, ISO/IEC 8802-11: 1999(E), ANSI/IEEE Std 802.11 1999 edition, (Aug. 1999).
- [89] S. Tasaka and Y. Ishibashi, "A performance comparison of single-stream and multi-stream approaches to live media synchronization," *IEICE Trans. Commun.*, vol. E81-B, no. 11, pp. 1988–1997, Nov. 1998.
- [90] K. Tang and M. Gerla, "MAC reliable broadcast in ad hoc networks," *Proc. IEEE MILCOM 2001*, pp. 1008–1013, Oct. 2001.
- [91] S-T. Sheu, Y. Tsai and J. Chen, "A highly reliable broadcast scheme for IEEE 802.11 multi-hop ad hoc networks," *Conf. Rec. IEEE ICC 2002*, pp. 610–615, Apr./May 2002.



- [92] Y-C. Hu and D. B. Johnson, "Design and demonstration of live audio and video over multihop wireless ad hoc networks," *Proc. MILCOM 2002*, pp.1211–1216, Oct. 2002.
- [93] Information technology – Generic coding of moving pictures and associated audio information: Systems, ISO/IEC 13818–1, ITU–T Recommendation H.222.0, (Nov. 1994).
- [94] S. Blake, D. Blake, M. Carlson, E. Davies, Z. Wang and W. Weiss, "An architecture for differentiated services," RFC 2475, Dec. 1998.
- [95] S-J .Lee and M. Gerla, "Split multipath routing with maximally disjoint paths in ad hoc networks," *Conf. Rec. IEEE ICC 2001*, pp. 3201–3205, June 2001.
- [96] S. Mao, S. Lin, S. S. Panwar, Y. Wang and E. Celebi, "Video transport over ad hoc networks: multistream coding with multipath transport," *IEEE J. Sel. Areas in Commun.*, vol. 21, no. 10, pp. 1721–1737, Dec. 2003.
- [97] ITU-T Recommendation J.148, "Requirements for an objective perceptual multimedia quality model," May 2003.
- [98] D. B. Johnson and D. A. Maltz, "Dynamic source routing in ad hoc wireless networks," *Mobile Computing, edited by T. Imielinski and H. Korth*, chapter 5, pp. 153–181, Kluwer Academic Publishers, 1996.
- [99] K. Xu, M. Gerla and S. Bae, "How effective is the IEEE 802.11 RTS/CTS handshake in ad hoc networks?," *Conf. Rec. IEEE GLOBECOM 2002*, pp. 72–76, Nov. 2002.
- [100] W. リチャード . スティーブンス, UNIX ネットワーク プログラミング, 篠田 陽一 (訳), トッパン .

# 発表論文一覧

## 学術論文（査読あり）

1. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “蓄積メディアストリーミング技術の性能比較”, 電子情報通信学会論文誌 (B), vol. J83-B, no. 6, pp. 824-835, June 2000.
2. 布目 敏郎, 伊藤 健二, 田坂 修二, 石橋 豊, “マルチキャスト通信用連続メディア再送制御方式 MRVTR とそのアプリケーションレベル QoS,” 電子情報通信学会論文誌 (B), vol. J86-B, no. 3, pp. 576-589, Mar. 2003.
3. T.Nunome and S.Tasaka, “Inter-destination synchronization schemes for continuous media multicasting: an application-level QoS comparison in hierarchical networks,” IEICE Transactions on Communications, vol. E87-B, no. 10, pp. 3057-3067, Oct. 2004.
4. T. Nunome and S. Tasaka, “An audio-video multipath streaming scheme with media synchronization control: application-level QoS assessment in a wireless ad hoc network,” IEICE Transactions on Communications, vol. E88-B, no. 9, pp. 3623-3634, Sept. 2005.
5. T. Nunome and S. Tasaka, “An audio-video multipath streaming scheme for ad hoc networks: the effect of node mobility,” to appear in IEICE Transactions on Communications.

## 国際会議（査読あり）

1. T. Nunome, S. Tasaka and Y. Ishibashi, “Streaming multimedia techniques for the Internet: a performance comparison,” Proc. International Technical Conference on Circuits/Systems, Computers and Communications (ITC-CSCC'99), pp. 792-795, July 1999.
2. S. Tasaka, T. Nunome and Y. Ishibashi, “Live media synchronization quality of a retransmission-based error recovery scheme,” Conf. Rec. IEEE International Conference on Communications (ICC2000), vol. 3, pp. 1535-1541, June 2000.
3. T. Nunome and S. Tasaka, “A retransmission-based continuous media multicast communication schemes: The effect of buffering time for media synchronization on application-level QoS,” Proc. International Conference on Computer, Communication and Control Technologies (CCCT'03), vol. 3, pp. 138-143, July/Aug. 2003.

4. T. Nunome and S. Tasaka, “An application-level QoS comparison of inter-destination synchronization schemes for continuous media multicasting,” Conf. Rec. IEEE Global Communications Conference (GLOBECOM 2003), vol. 7, pp. 3602–3608, Dec. 2003.
5. T. Nunome and S. Tasaka, “Application-level QoS assessment of continuous media multicasting in a wireless ad hoc network,” Conf. Rec. IEEE International Conference on Communications (ICC 2004), vol. 4, pp. 2047–2053, June 2004.
6. T. Nunome and S. Tasaka, “An application-level QoS comparison of single-stream and multi-stream approaches in a wireless ad hoc network,” Proc. IEEE International Conference on Computer Communications and Networks (ICCCN 2004), pp. 25–30, Oct. 2004.
7. T. Nunome and S. Tasaka, “Inter-destination synchronization quality in a multicast mobile ad hoc network,” Proc. IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC 2005), F04–05, Sept. 2005.

## 国内研究会（査読なし）

1. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “蓄積メディア転送方式の性能比較”, 電子情報通信学会技術研究報告, CQ98–72, Dec. 1998 .
2. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “インターネットにおける連続メディア再送制御方式 RVTR の性能測定”, 電子情報通信学会技術研究報告, CQ99–56, Dec. 1999 .
3. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “マルチキャスト通信用連続メディア再送制御方式 MRVTR の中規模ネットワークにおける性能評価”, 電子情報通信学会技術研究報告, NS2002–34, May 2002.
4. 布目 敏郎, 田坂 修二, “中規模マルチキャスト通信における端末間同期方式のアプリケーションレベル QoS 比較”, 電子情報通信学会技術研究報告, CQ2002–86, Sept. 2002.
5. 布目 敏郎, 田坂 修二, “無線アドホックネットワーク端末間同期のための集中制御ノード位置がアプリケーションレベル QoS に及ぼす影響”, 電子情報通信学会技術研究報告, NS2003–184, CQ2003–101, TM2003–62, Nov. 2003.
6. 布目 敏郎, 田坂 修二, “無線アドホックネットワークにおける音声・ビデオマルチパスストリームが他トラヒックに及ぼす影響”, 電子情報通信学会技術研究報告, CQ2004–122, MVE2004–62, Jan. 2005.

## 国内大会（査読なし）

1. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “蓄積メディア転送方式のメディア同期性能の比較”, 1998 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B–11–7, Sept./Oct. 1998.
2. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “蓄積メディア転送のための適応型転送方式”, 1999 年電子情報通信学会総合大会, SB–6–2, Mar. 1999.

3. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “UDPによる蓄積メディア転送への再送制御の適用”, 1999年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B-11-3, Sept. 1999.
4. 布目 敏郎, 田坂 修二, 石橋 豊, “連続メディア再送制御方式 RVTR への動的解像度制御の適用”, 2000年電子情報通信学会総合大会, SB-9-3, Mar. 2000.
5. T. Nunome and S. Tasaka, “The effect of buffering time for media synchronization on application-level QoS in retransmission-based multicast communications,” Proc. 2002 IEICE Society Conference, SB-13-9, Sept. 2002.
6. 布目 敏郎, 田坂 修二, “階層型ネットワークにおける端末間同期方式比較”, 2003年電子情報通信学会総合大会, B-11-19, Mar. 2003.
7. 布目 敏郎, 田坂 修二, “多端末マルチメディア通信会議における端末間同期品質”, 2003年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B-11-13, Sept. 2003.
8. 布目 敏郎, 田坂 修二, “グリッドトポロジー無線アドホックネットワークにおける端末間同期品質評価”, 2004年電子情報通信学会総合大会, B-5-260, Mar. 2004.
9. 布目 敏郎, 田坂 修二, “無線アドホックネットワークにおける音声・ビデオマルチパスストリーミング方式のアプリケーションレベル QoS 評価”, 2004年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会, B-5-123, Sept. 2004.
10. 布目 敏郎, 田坂 修二, “モバイルアドホックネットワークにおける音声・ビデオマルチパスストリーミング方式のアプリケーションレベル QoS 評価”, 2005年電子情報通信学会総合大会, B-11-24, Mar. 2005.
11. 布目 敏郎, 田坂 修二, “Random Waypoint アドホックネットワークにおける音声・ビデオストリーミングのアプリケーションレベル QoS 評価”, 2005年電子情報通信学会ソサイエティ大会, B-21-46, Sept. 2005.

# 付 録 A Random Waypoint ネットワークにおける QoS 評価

## A.1 まえがき

アドホックネットワークの研究では，QoS 評価を行う際のネットワークトポロジーとして，Random Waypoint モデル [98] が広く用いられる．このモデルは，時間構造を持たないデータの転送効率を評価するには適している．しかし，音声やビデオといった連続メディアは時間構造を持っている．このような連続メディア転送のアプリケーションレベル QoS 評価では，その時間構造の考慮が不可欠である．シミュレーション試行ごとにネットワーク状態が大きく変化する Random Waypoint モデルは，連続メディアの時間構造を定量的に評価するのに適さない可能性がある．また，Random Waypoint モデルを用いた連続メディア転送のアプリケーションレベル QoS 評価は，これまでに行われていない．

そこで，本章では，Random Waypoint モデルに準じたネットワークで，音声・ビデオ転送シミュレーションを行う．この音声・ビデオストリームのアプリケーションレベル QoS 評価を行うことで，Random Waypoint モデルネットワークにおける連続メディア転送の実現可能性を調査する．

## A.2 Random Waypoint モデル

Random Waypoint モデルは，複数の無線ノードが，一定の範囲内を無秩序に動き回る環境を模擬したネットワークトポロジーモデルである．

初期状態では，すべての無線ノードは，定められた大きさの平面上にランダム配置される．そして，それぞれのノードは，ランダムに決定される目的地へ，定められた最大移動速度以下のランダムに決定される速度で移動する．目的地に到達したノードは，定められたポーズ時間だけ，その場所に静止する．その後，次の目的地と移動速度がランダムに決定され，ノードは再度移動を始める．この繰り返しにより，トポロジーモデルが形成される．

## A.3 シミュレーション方法

本章では，ns-2 を用いたシミュレーションにより，音声・ビデオ転送のアプリケーションレベル QoS を評価する．

シミュレーションでは，100 m × 100 m の平面上に，40 台の無線ノードをランダムに配置する．そして，Random Waypoint モデルにしたがって，すべてのノードを移動させる．ポーズ時間は 1 秒とし，最大移動速度は 2.0 m/s と設定する．

無線システムには IEEE 802.11b を想定し，伝送速度を 11 Mbps に固定する．電波伝搬モデルには，ns-2 に用意されている FreeSpace モデルを使用する．アンテナは無指向性とする．各ノードの通信範囲は，送信ノードの中心から半径約 22.49 m の円内とする．

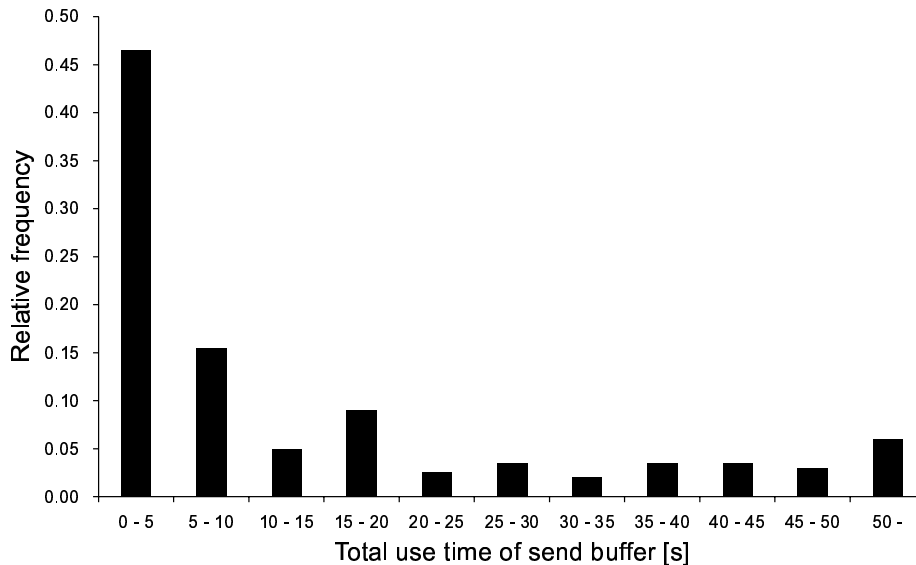


図 A.1: 送信バッファ総使用時間

本章のシミュレーションでは，二組のメディア送受信端末が独立に音声・ビデオ転送を行う場合を想定する．それぞれのメディア送信端末は，対応するメディア受信端末に向けて ITU-T G.711  $\mu$ -law 音声及び MPEG1 ビデオ（I フレームのみ）を RTP/UDP で 120 秒間送信する．各メディア送受信端末は，シミュレーション試行ごとに，40 台の無線ノードからランダムに選択される．RTP パケットは，MU を単位として構成される．シミュレーションでは，評価の簡単のため，二つのメディア送信端末で同一の音声・ビデオを送信する．音声の送信 MU レートは 25 MU/s とし，ビデオのそれは 20 MU/s とする．音声のビットレートは 64 kbps（一定）であり，ビデオのそれは平均 320 kbps である．

音声・ビデオの転送には，アドホックルーティングプロトコルとして DSR[42] を用いる．本章の DSR では，中継ノードは，ルート探索要求を受け取った場合に，そのルートキャッシュに宛先ノードまでの有効なルートを持っていても，ルート応答を返さないものとする．また，それぞれのメディア受信端末では，第 3 章で提案した拡張 VTR アルゴリズムを用いたメディア同期制御を行う．

## A.4 シミュレーション結果

本章では，100 回のシミュレーションを行った結果，200 組の音声・ビデオ転送におけるアプリケーションレベル QoS 評価結果を得た．ここでは，相対度数を用いて 200 組の音声・ビデオストリームの QoS パラメータ値を評価する．以下の各図では，QoS パラメータ値が横軸に示される範囲に存在する音声・ビデオ転送の相対度数を棒グラフで表す．

図 A.1 に，メディア送信端末の DSR における送信バッファの総使用時間を示す．これは，送信すべきパケットが存在するにも関わらず，ルートが存在しない時間の合計を表している．この図では，約 47 % のメディア転送において，ルートが存在しない時間が 5 秒以内となっている．一方，50 秒以上ルートが得られない期間が存在する場合も，全体の 5 % ほどある．

図 A.2 には，平均 MU 遅延を示す．これは，MU の取込みから出力までに要する時間の平均である．この図から，300 ms を越えるような大きな遅延となる場合が，全体の 30 % ほど存在

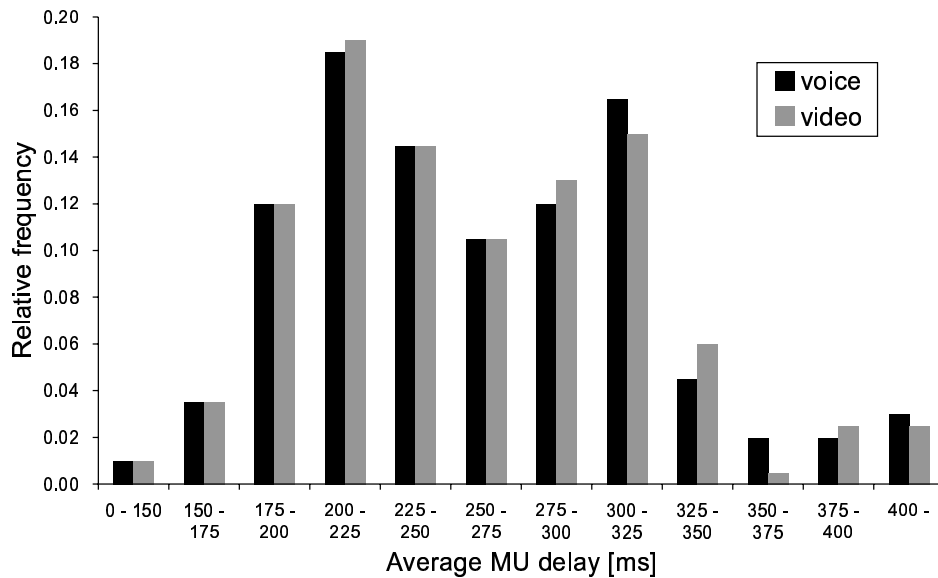


図 A.2: 平均 MU 遅延

することが分かる．

図 A.3 は，出力間隔の変動係数を表している．出力間隔の変動係数とは，MU の出力間隔の標準偏差をその平均で割ったものであり，この値が小さいほどメディア内同期品質が高いといえる．この図から，出力間隔の変動係数が 0.5 を下回るような，高品質な音声・ビデオ転送を行える場合が，全体の 25 % 強に留まっていることが分かる．一方で，10 を越えるような変動係数となる場合が，全体の 10 % ほど存在する．

## A.5 むすび

Random Waypoint モデルでは，音声・ビデオ転送のアプリケーションレベル QoS が，アプリケーションが成立しないほどに低くなる可能性が高いことが分かった．したがって，アドホックネットワークにおける連続メディア転送は，ノードの配置やその動きに何らかの制限を設けた環境でないと高い QoS の実現は難しいといえる．

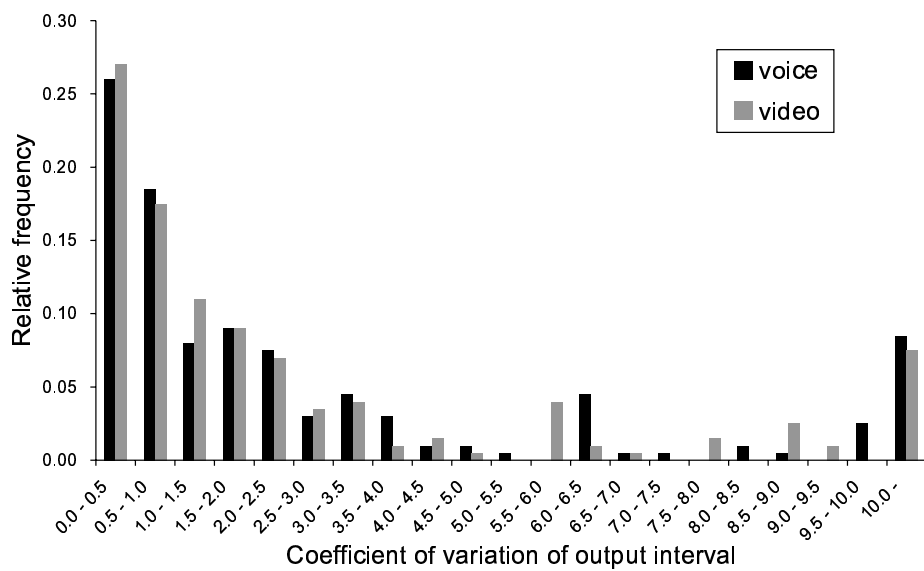


図 A.3: 出力間隔の変動係数