

広域データ通信ネットワークにおける品質保証  
と差別化に関する研究

Communication Quality Assurance and  
Differentiation for Wide Area Data Networking

2015年2月

阿野 茂浩

Shigehiro ANO

広域データ通信ネットワークにおける品質保証  
と差別化に関する研究

Communication Quality Assurance and  
Differentiation for Wide Area Data Networking

2015年2月

早稲田大学大学院 基幹理工学研究科

阿野 茂浩

Shigehiro ANO

## 英語略語表記リスト

- AA : Active Application
- AAL5 : ATM Adaptation Layer Type 5
- ABone : Active Networks Backbone
- ABR : Available Bit Rate
- Ack : Acknowledgment
- ADSL : Asymmetric Digital Subscriber Line
- AF : Assured Forwarding
- ANEP : Active Network Encapsulation Protocol
- Anetd : Active networks daemon
- ANTS : Active Network Transport System
- ATM : Asynchronous Transfer Mode
- ATM-PON : Asynchronous Transfer Mode - Passive Optical Network
- BSD : Berkeley Software Distribution
- BT : Burst Tolerance
- CBR : Constant Bit Rate
- CDVT : Cell Delay Variation Tolerance
- CLP : Cell Loss Priority
- CRL : Communication Research Laboratory
- Cwnd : Congestion window
- DARPA : Defense Advanced Research Projects Agency
- DF : Default Forwarding
- Diffserv : Differentiated Services
- DS : Differentiated Service
- D2D : Device to Device
- EE : Execution Environment
- EF : Expedited Forwarding
- EPC : Evolved Packet Core
- FAIN : Future Active IP Networks
- GCRA : Generic Cell Rate Algorithm
- GFR : Guaranteed Frame Rate
- ICMP : Internet Control Message Protocol
- IETF : Internet Engineering Task Force
- IntServ : Integrated Services
- IoE : Internet of Everything
- IoT : Internet of Things
- IP : Internet Protocol
- IPv4 : Internet Protocol version 4

- IPv6 : Internet Protocol version 6
- ISDN : Integrated Services Digital Network
- ISP : Internet Service Provider
- IST : Information Society Technologies program
- ITU-T : International Telecommunication Union - Telecommunication Sector
- JGN : Japan Gigabit Network
- JVM : Java Virtual Machine
- LLC : Logical Link Control
- LSE : Link State Exchange
- MBS : Maximum Burst Size
- MCR : Minimum Cell Rate
- MIB : Management Information Base
- MSS : Maximum Segment Size
- MTU : Maximum Transmission Unit
- M2M : Machine to Machine
- NIC : Network Interface Card
- NFV : Network Function Virtualization
- OAM : Operation, Administration and Management
- OSIMIS : Open Source Initiative Management Information Service
- OS : Operating System
- OSPF : Open Shortest First
- PCR : Peak Cell Rate
- PHB : Per Hop Behavior
- PLANet : Packet Language for Active Networks
- PVC : Permanent Virtual Channel
- PVP : Permanent Virtual Path
- QoE : Quality of Experience
- QoS : Quality of Service
- RFC : Request For Comment
- RIP : Routing Information Protocol
- RED : Random Early Discard
- RSVP : Resource reSerVation Protocol
- RTT : Round Trip Time
- SBR3 : Statistical Bit Rate 3
- SC : Stream Code
- SCD : Selective Cell Discard
- SCR : Sustainable Cell Rate
- SDN : Software Defined Network
- SNAP : Sub-Network Access Protocol

- SVR4 : UNIX System V Release 4
- TAO : Telecommunications Advancement Organization
- TCP : Transmission Control Protocol
- ttcp : Test transmission control protocol
- UPC : Usage Parameter Control
- UBR : Unspecified Bit Rate
- VBR : Variable Bit Rate
- VC : Virtual Channel
- VP : Virtual Path
- VPI : Virtual Path Identifier
- WDM : Wavelength Division Multiplexing
- 3.9G : the 3.9th Generation
- 4G : the 4th Generation
- 5G : the 5th Generation

# 目次

<b>1章 序論</b> .....	1
1.1 本研究の背景.....	1
1.2 本研究の構成と内容.....	1
<b>2章 ATM ネットワークにおける TCP/IP 通信の収容</b> .....	5
2.1 ATM ネットワークにおける TCP トラフィック特性の評価.....	5
2.2 評価方法.....	5
2.2.1 VBR の概要.....	5
2.2.2 評価方法の概要.....	6
2.3 TCP トラフィック特徴づけ試験.....	6
2.3.1 実験方法.....	6
2.3.2 1本の TCP コネクションの実験結果.....	7
2.3.3 複数本の TCP コネクションの実験結果.....	9
2.4 UPC による影響.....	11
2.4.1 実験方法.....	11
2.4.2 実験結果.....	11
2.4.3 1本の TCP コネクションの場合.....	13
2.4.4 複数本の TCP コネクションの場合.....	14
2.4.5 MBS が小さい場合.....	14
2.5 TCP/IP 通信の ATM VBR 収容に関する考察.....	15
<b>3章 ウィンドウスケールオプションによる収容方法</b> .....	16
3.1 TCP のウィンドウスケールオプション.....	16
3.2 実験方針と実験構成.....	16
3.2.1 実験方針.....	16
3.2.2 実験構成.....	17
3.3 TCP トラフィック特徴づけ試験.....	18
3.3.1 TCP コネクションが1本の場合の実験結果.....	18
3.3.2 TCP コネクションが複数本の場合の実験結果.....	22
3.4 UPC による影響.....	23
3.4.1 TCP コネクションが1本の場合の実験結果.....	23
3.4.2 TCP コネクションが複数本の場合の実験結果.....	26
3.5 ウィンドウスケールオプションによる収容に関する考察.....	29

<b>4章 SCD を用いた ATM 網の輻輳制御方式とその評価</b> .....	<b>31</b>
4.1 ATM VBR における選択的セル廃棄 .....	31
4.2 実験方針と実験構成 .....	32
4.2.1 実験方針.....	32
4.2.2 実験構成.....	34
4.3 TCP/IP スループット測定実験結果 .....	36
4.3.1 回線利用率 .....	36
4.3.2 同一の S/R バッファサイズにおける TCP/IP スループットの公平性.....	38
4.3.3 異なる S/R バッファサイズにおける TCP/IP スループットの公平性.....	41
4.3.4 SCD を用いた VBR への複数 TCP コネクションの収容.....	43
4.3.5 広域 ATM 中継回線と収容 SCR との関係性.....	44
4.4 SCD を用いた TCP/IP 通信の広域 ATM 網への VBR 収容に関する考察.....	47
<b>5章 ATM VBR 上での AF PHB の TCP 性能評価</b> .....	<b>49</b>
5.1 DIF F SERV AF PHB の ATM による収容概要.....	49
5.2 DIF F SERV AF/DF PHB と ATM SBR3 .....	50
5.2.1 Diffserv について.....	50
5.2.2 ATM SBR と UBR について.....	52
5.2.3 AF/DF PHB と ATM サービスとのマッピング.....	52
5.3 実験方針と実験構成 .....	53
5.3.1 実験方針.....	53
5.3.2 実験構成.....	55
5.4 TCP/IP スループット測定実験結果 .....	56
5.4.1 AF PHB と DF PHB 間の差別化.....	56
5.4.2 異なるアシュワードパケットレートの AF PHB の収容による影響.....	60
5.4.2.1 SCRO を変化させた場合の影響.....	61
5.4.2.2 MBSO を変化させた場合の影響.....	64
5.5 DIFFSERV AF PHB の ATM SBR3 による収容に関する考察.....	65
<b>6章 アクティブネットワークによる IP 通信品質差別化</b> .....	<b>70</b>
6.1 アクティブネットワークの概要とその背景, 詳細原理.....	70
6.1.1 アクティブネットワークの概要.....	70
6.1.2 アクティブネットワークが生まれた背景 .....	70
6.1.3 アクティブネットワークの詳細原理.....	71
6.2 アクティブネットワークの処理系とアプリケーション例 .....	73
6.2.1 ストリームコードに基づくアクティブネットワーク処理系.....	73
6.2.2 アクティブネットワークを用いたアプリケーション例.....	75

6.2.2.1	負荷分散処理アプリケーションの実現 .....	75
6.2.2.2	状況適応型コンテンツ配信アプリケーションの実現 .....	76
6.3	アクティブネットワークを用いた QoS ルーティングプロトコルの実装 .....	77
6.3.1	プロトコルの実装方針 .....	78
6.3.2	ネットワーク輻輳制御手法 .....	79
6.3.3	輻輳制御の実装詳細 .....	81
6.3.3.1	ルーティングプロトコル設計方針 .....	81
6.3.3.2	ルーティングプロトコルの詳細手順 .....	82
6.3.3.3	ルーティングプロトコル実現のためのストリームコード .....	87
6.3.3.4	ネットワーク輻輳監視プロトコルの詳細動作 .....	88
6.3.4	実装プロトコルによる実験評価 .....	90
6.3.5	QoS ルーティング実装に関する考察 .....	92
6.3.6	関連研究との関係 .....	93
6.4	各国のアクティブネットワークテストベッドと広域実証試験 .....	94
6.4.1	各国のアクティブネットワークテストベッド .....	94
6.4.2	広域実証実験 .....	95
<b>7章</b>	<b>結論 .....</b>	<b>97</b>
	謝辞 .....	101
	参考文献 .....	102
	研究業績書 .....	108



# 1 序論

## 1.1 本研究の背景

広域データ通信は、1990年代初頭の商用インターネット開始と共に大きく発展し、今や社会のインフラストラクチャーとして深く浸透している。このデータ通信の代表格であるインターネットは、広域の離れた拠点を相互接続するため、当初は専用線を用いていた。専用線は交換機能がないため、2拠点間を固定接続しており、複数拠点の接続ができない。また、ビット単価当たりの通信料が高く、その契約速度は自ずと制約されボトルネックとなるため、高品質なデータ通信を安価に広域拠点間で実現することが困難であった。このため、商用インターネット利用の開始に伴い、より柔軟な拠点間接続を実現するため、従来の専用線利用から高速データ交換網である ATM (Asynchronous Transfer Mode)<sup>[1-1~2]</sup>網への置換が加速化された。ATMは、広帯域 ISDN の実現方式として ITU-T や ATM フォーラムにて標準化されたパケットに相当する 53 byte 固定長のセルの交換技術であり、その基本速度は 155 Mbit/s と当時としては高速な規格であった。さらに、専用線では実現不可能であった、複数拠点間での接続が可能であり、インターネットにおける基幹回線としての利用が急速に拡大した理由となった。しかしながら、インターネットトラヒックの想定以上の急増により、ATM 網内でも輻輳の発生が懸念される状況となった。このため、ATM における契約値に基づく通信品質保証、さらにはベストエフォート型の低優先トラヒックと高優先トラヒックの差別化が、重要な研究課題として注目を浴びる様になった。具体的には、ATM の各種転送方式<sup>[1-3]</sup>を用いたインターネットトラヒックの收容手法に関して、收容される通信の効率化、各通信間の公平性の観点から、シミュレーションや解析的に評価を行う様々な研究が行われる様になった<sup>[1-4~5]</sup>。

本論文では、これらの急増するインターネット通信を ATM に代表される高速通信回線に收容する手法、ならびに、ATM では対応が難しいネットワーク輻輳時の品質要求度に応じたリアルタイム経路制御手法について論じる。前者については、実際の ATM スイッチや ATM カードを利用することにより、收容手法についての実験評価を行った結果について論じた。実験評価としては、ATM による TCP/IP トラヒックの広域網への効率的收容方法について、各種申告パラメータの最適な設定手法について述べると共に、ATM 網内での優先度の異なるトラヒックの差別化手法について述べる。後者については、インターネットの高品質化・高機能化を実現する手法として、アクティブネットワーク技術<sup>[1-6~7]</sup>を挙げ、アクティブネットワーク上でのネットワーク輻輳監視機能とトラヒック経路制御機能の融合について論じた。さらに、この監視・制御機能を融合するネットワークアプリケーションとして、ネットワーク輻輳監視機能に基づく、QoS (Quality of Service)経路制御機能をアクティブネットワーク処理系<sup>[1-8]</sup>上に実装し、その実験評価についても実施し、有効性について論じた。

## 1.2 本研究の構成と内容

本論文では、これらの急増するインターネット通信を ATM に代表される高速通信回線に收容す

る手法について、実際の ATM スイッチや ATM カードを利用することにより、実験評価を行った結果について第2章から第5章にて論じる。実験評価としては、ATM による TCP/IP トラヒック<sup>[1-9]</sup>の広域網への効率的収容方法について、各種申告パラメータの最適な設定手法について述べると共に、ATM 網内での優先度の異なるトラヒックの差別化手法について述べる。さらに、第6章では、インターネットの高品質化・高機能化を実現する手法として、アクティブネットワーク技術を挙げ、アクティブネットワーク上でのネットワーク輻輳監視機能とトラヒック経路制御機能の融合についても論じる。また同時に、この監視・制御機能を融合するネットワークアプリケーションとして、ネットワーク輻輳監視機能に基づく、QoS 経路制御機能をアクティブネットワーク処理系上に実装し、その実験評価についても実施し、有効性について論じる。

以下では、各章における各評価実験や実装に関する詳細概要について具体的に述べる。

まず、本章である第1章では、本研究テーマである、広域データ通信ネットワークにおける品質保証と差別化に関する研究について、その情報通信分野での研究位置づけについて説明し、具体的に ATM VBR (Variable Bit Rate) トラヒックカテゴリ<sup>[1-3]</sup>上での TCP/IP トラヒックの効率的収容方法、ならびに、アクティブネットワークにより、QoS ルーティングをスケラブルに実現する方法について、実際の ATM 機器やアクティブノード機能を持つ汎用ワークステーション上で、評価実験ならびに実装評価を行うことについて紹介している。また、左記の目的のため、本論文の各章の構成について概説している。

第2章では、具体的に ATM VBR による TCP/IP 通信の収容手法について論じる。広域 ATM 網が導入されるに伴い、TCP/IP プロトコルに従った LAN 間通信を収容するための技術の確立を目的として、可変速度通信トラヒックの収容に適した ATM VBR が注目されている。このため、そのトラヒック収容方法について、実際の広域網をエミュレーションした実機を用いた実験に基づき、評価を行った。本論文では、TCP トラヒックに対応する VBR 用のトラヒックパラメータの推定方法と、端末からの TCP トラヒックが、広域 ATM 網と契約したトラヒックパラメータと適合しない場合に、UPC (Usage Parameter Control) 機能<sup>[1-1~2]</sup>によるセル廃棄が TCP スループットに及ぼす影響を、通信実験により評価した。具体的には、TCP トラヒック特徴づけ試験を行い、SCR (Sustainable Cell Rate)<sup>[1-3]</sup>および MBS (Maximum Burst Size)<sup>[1-3]</sup>を推定し、更に推定した SCR と MBS を基準とし、より小さい値が設定された場合の UPC 機能におけるセル廃棄により、TCP スループットがどのように劣化するかを評価し、その結果について考察し、最適な ATM VBR パラメータや TCP パラメータの設定手法について明らかとした。

第3章では、ウインドウスケールオプション<sup>[1-10]</sup>による TCP トラヒックの広域 ATM 網への VBR による効率的収容方法について論じる。通常の TCP でのウインドウサイズは最大 64k バイトであるが、RTT が大きな国際網の場合、ウインドウスケールオプションにより、より大きなウインドウサイズを使用することが可能であることを応用する。この場合についても、SCR と MBS の設定方法は第2章で言及する手法と同様であり、スループットの傾向評価を行い、実験評価ならびに考察

を行った。また、TCP 端末の性能が低い場合や PCR<sup>[1-3]</sup>の値が物理回線速度の 155 Mbit/s に設定された場合、MBS については、計算された設定値よりも低い値を設定してもスループットの劣化が発生しない現象について解析を行い、事前に同じ通信環境でのトラヒックの特徴づけ試験を行い、最適な MBS を設定する必要性について論じた。

第 4 章では、Selective Cell Discard (SCD)<sup>[1-3]</sup>と呼ばれる ATM VBR における選択的セル廃棄オプションを適用して輻輳制御を行った際の TCP/IP 通信のスループットに与える影響について、実験的評価を行い、その結果について論じた。SCD は、ATM スイッチが輻輳時にセルを選択的に廃棄するための ATM スイッチにおける制御手法であり、ATM ヘッダ内の CLP (Cell Loss Priority) ビット<sup>[1-11]</sup>の有無により輻輳時のセル廃棄の要否を決める。この SCD を SCR と MBS の UPC 違反セルに対して実行し、輻輳時のスループットの劣化に関する評価を行った。具体的には、ベストエフォート型の UBR (Unspecified Bit Rate)<sup>[1-3]</sup>と比較して、広域 ATM 中継回線の利用率、ならびに、各 TCP スループット間での公平性確保の可否について、評価および考察を行った。また、ATM 中継回線の有効利用の観点で、SCD を用いない VBR と比較した場合についても、実験評価を行いその有効性について論じた。

第 5 章では、IP (Internet Protocol) ネットワークにおいて、QoS の提供を可能とする、Differentiated Services (DiffServ)<sup>[1-12~13]</sup>の Assured Forwarding (AF)<sup>[1-14]</sup>を ATM の SCD を用いた VBR によりエミュレーションする手法について実験評価を行い、その有効性について論じている。実験は、TCP トラヒックを収容することにより行い、UBR に対応させた DF (Default Forwarding) PHB<sup>[1-12]</sup>との対比を行った。この収容実験により、AF PHB 内の TCP トラヒックの公平性、異なる AF PHB 収容時の各申告帯域の保証、DF PHB との差別化が実現可能なことを、その実験結果により明らかにする。

第 6 章では、ATM 技術だけでは実現することのできない、アクティブネットワークによる IP 通信の品質差別化について論じる。インターネットにおける高機能化やユーザに対する QoS の差別化は、上述の通り重要な課題である。この解決策としては、ATM 等のデータ通信ネットワーク上で動作可能なアクティブネットワーク技術が有効である。本論文では、開発したアクティブネットワーク処理系上での QoS ルーティング制御アプリケーションとして、SC (Stream Code)と呼ばれるアセンブリ言語ベースでパケットの動作記述を行う本処理系の特徴を利用して、ネットワーク輻輳監視機能と QoS ルーティング機能を融合した実装を実現しており、これを本研究の基盤プラットフォームとして用いた。具体的には、本プラットフォーム上に、ベストエフォート型通信用のルーティング機能も実装し、同じネットワーク上で 2 種類のルーティングプロトコルが動作することを実際の広域ネットワーク上で確認する。2 種類のルーティングプロトコルは、リンクステート型のルーティングプロトコルである OSPF (Open Shortest First)<sup>[1-15~16]</sup>をベースとした。また、ネットワーク輻輳監視プロトコルと QoS ルーティングプロトコルは、それぞれ別の SC により記述している。2 つの SC の融合は、ネットワーク輻輳監視プロトコルが輻輳を検知した場合に、そのリンクの初側アクティブノード内にて輻輳を通知するシグナルにより、QoS ルーティングプロトコルが起動される設計の有効性について論じた。さらに、アクティブノード内に良く利用される SC のライブラリ

や常駐プログラムを具備することにより、パケット内に格納されるプログラムサイズの最小化を図り、現実的なルーティングプロトコルとして実現可能であるかどうかについても、実装プロトコルを実際のアクティブネットワーク上で動作させることにより評価を行った。Motion JPEG<sup>[1-17]</sup>フレームのTCPならびにUDPによるビデオ転送実験による、受信側ビデオクライアントにおいて、QoSルーティングによる高優先度トラヒックが、経路の切替えも含めてQoE (Quality of Experience)的にもストレスなく視聴できることも評価対象とした。

最後に、第7章において、結論として論文全体を統括し本研究の意義・知見・成果をまとめる。また同時に、現在ネットワーク関連の研究で大きなテーマとなっているネットワーク仮想化技術やモバイルトラヒックの急増対策等、関連研究への本論文で提案して検討した技術の応用可能性、ならびに、今後の課題についても言及する。

## 2 ATM ネットワークにおける TCP/IP 通信の収容

本章では、ATM ネットワークにおける TCP/IP 通信の最適収容に関する実験的評価結果に基づき、解析的な考察結果について論じると共に、ATM ネットワーク側と TCP/IP 端末側のそれぞれにおいて最適パラメータのチューニングについての評価を行い、その有効性について論じる。

TCP/IP プロトコルに従った LAN 間通信を広域 ATM 網に収容するには、ATM における可変速度トラヒック用の VBR を用いることが有効な手法であり、各種研究が行われている<sup>[2-1~8]</sup>。しかしながら、VBR に従ったトラヒックシェーピング機能を持つ高機能な端末は少ないため、このようなトラヒックに対しても良好な通信を保証する必要がある。このためには、ATM 網上の TCP トラヒックを測定し、ATM 網の UPC 機能によりセル廃棄されない TCP トラヒックの振舞いに対応する VBR パラメータを推定する必要がある<sup>[4]</sup>。そこで、本章では通信実験により、TCP コネクションを対象にトラヒックを測定し、この VBR パラメータを推定した。さらに、推定した VBR パラメータを基準とし、不十分な VBR トラヒックパラメータ値を与えた場合に、UPC でのセル廃棄により、TCP のスループットがどのように劣化するかを実験的に評価した。

### 2.1 ATM ネットワークにおける TCP トラヒック特性の評価

広域 ATM 網が導入されるに伴い、TCP/IP プロトコルに従った LAN 間通信を収容するための技術を確立することが重要となっている。LAN 間通信ではトラヒックが時間により変動するため、その収容に可変速度トラヒック用の VBR を用いることが有効である。

しかし、VBR に従ったトラヒックシェーピング機能を持つ ATM 端末は少ないため、VBR シェーピングを行わない TCP トラヒックに対しても良好な通信を保証する必要がある。このためには、ATM 網上の TCP トラヒックを測定し、ATM 網の UPC 機能によりセル廃棄されない、TCP トラヒックの振舞いに対応する VBR パラメータを推定し、そのパラメータ値を ATM スイッチの UPC パラメータとして設定することが必要である<sup>[4]</sup>。

さらに、推定したパラメータ値が実際のトラヒックに対応しない場合は、UPC ポリシングによりセル廃棄が生じ、TCP のスループットが劣化することが考えられる。したがって、UPC ポリシングによるセル廃棄が TCP の動作に与える影響についても評価を行う必要がある。

これらの VBR パラメータ値の推定やスループット劣化の解析は、実際の TCP や ATM スイッチの UPC の動作に基づいて行う必要があるため、通信実験により評価することが望ましい<sup>[2-9]</sup>。そこで、筆者らは、単一または複数本の TCP コネクションを用いた通信実験により、TCP トラヒックの振舞いに対応する VBR パラメータを推定し、さらに不十分な VBR パラメータを使用した場合の TCP のスループットの劣化について評価した。本章ではそれらの結果について述べる。

## 2.2 評価方法

### 2.2.1 VBR の概要

VBR では、端末は、PCR (セル送出の最大速度)、SCR (セル送出の平均速度)、および MBS

(PCRにより連続に送出可能なバースト長)からなるVBRパラメータに従ってセルを送出する必要がある<sup>[1-3]</sup>。一方、加入者ATMスイッチのUPC機能では、PCRとSCRに対応するGCRA(Generic Cell Rate Algorithm)を用いてセルを検査し、トラヒック契約に違反したセルを廃棄、あるいはタギングを行う。ここで、GCRAはリーキバケツに基づくアルゴリズムであり、PCRとSCRに対応するGCRAでは、セルのドレインレートとバケツの深さを、それぞれ、PCRとCDVT(Cell Delay Variation Tolerance：ネットワークが保証するセルの遅延揺らぎの程度を示す)、および、SCRとBT(Burst Tolerance)に設定する。さらに、SCRとBTの組から、対応するMBSを(1)式により導出することが可能である。

$$MBS = \lfloor 1 + BT \times PCR / (PCR - SCR) \rfloor \dots\dots\dots (1)$$

但し、 $\lfloor x \rfloor$  は  $x$  の整数部の意

## 2.2.2 評価方法の概要

TCPトラヒックの振舞いに対応するVBRパラメータと、VBRパラメータが不十分な場合のTCPの動作を評価するために、以下の2種類の方法を用いた。但し、現状のATM端末では、PCRシェーピング機能を有するものが多いため、以下の評価方法ではSCRに対応するGCRAのみに着目している。

### (1) TCPトラヒック特徴づけ試験

ATMスイッチのUPCパラメータを設定せず、TCPの通信実験を行い、セルの到着時刻を記録する。次に、SCRがドレインレートで、バケツの深さが無限大であるリーキバケツを模擬するソフトウェアを用いて、種々のSCR値に対して、そのバケツにおける最大蓄積量をBTとして求める。さらに、これらの解析結果より、実験対象のTCPトラヒックの振舞いに対応するVBRパラメータを推定する。

### (2) UPC試験

次に、推定したVBRパラメータより少ない値をUPCパラメータとして設定して、通信実験を行うことにより、TCPスループットの劣化を測定する。但し、本試験においてはMBSを対象として不十分な値を設定して実験した。

## 2.3 TCPトラヒック特徴づけ試験

### 2.3.1 実験方法

TCPソフトウェアとしては、広く用いられていた4.3BSD Tahoe版に基づくSunオペレーティングシステム(3章～5章の実験にて採用のOSは、全て4.3BSD Reno版をベース[Solaris])のソフトウェアを用いた。図2-1に示す構成で、1～4本のTCPコネクションに関して、トラヒック特徴づけ試験を行った。

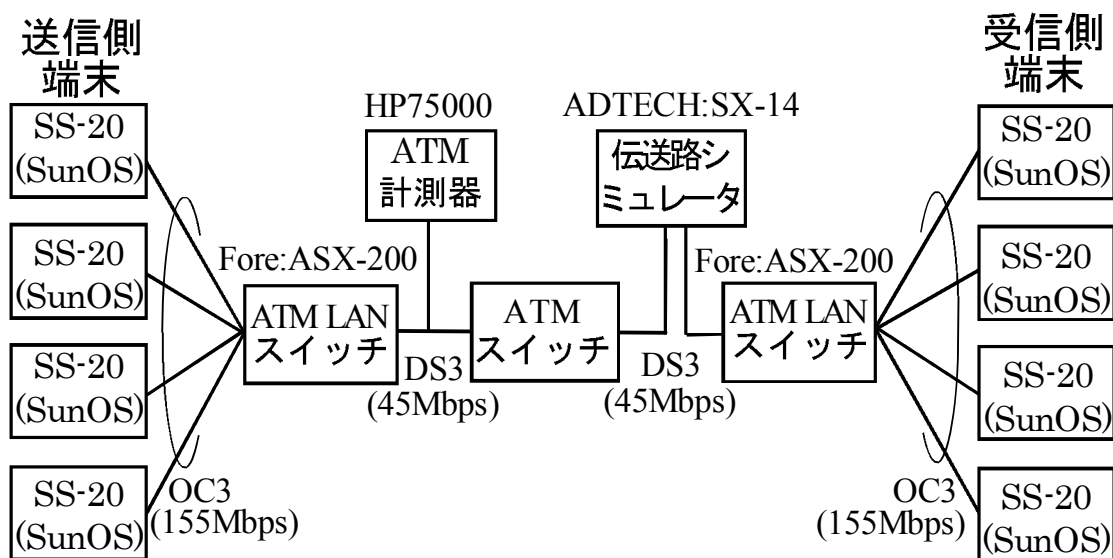


図 2-1 ATM による TCP/IP 収容実験構成

ATM アダプタカード(Fore, SBA-200)を装備した 4 台の SS-20 (SuperSPARC [75MHz]×1)が、OC3 回線により ATM LAN スイッチに接続されている。これらの ATM LAN スイッチは、DS3 回線を用いて広域網用の ATM スイッチに接続されている。DS3 回線上には、伝送遅延の付加用に DS3 伝送路シミュレータ(ADTECH, SX/14)が挿入され、さらに、到着時間を記録するため、ATM 測定器(HP75000)が挿入されている。この測定器は 131072 セル分の情報を記録できる。通信実験には、TCP スループット測定用のフリーソフトウェアの `ttcp` を使用している。実験条件は、RTT (Round Trip Time)が 10ms, 160ms, 送受信ソケットバッファサイズが 24K byte, 48K byte, MSS (Maximum Segment Size : TCP パケットサイズの最大値)が 512 byte, 9148 byte である。また、ATM アダプタカードにおいて、セル情報速度で 35M bps の PCR シェーピングを行い、1~4 本の TCP コネクションに対して試験を行った。

### 2.3.2 1 本の TCP コネクションの実験結果

図 2-1 の構成において 1 対の送受信側端末を用いて、1 本の TCP コネクションによる通信実験を行った。図 2 に、測定されたトラヒックに関して、SCR の設定値を変化させた場合の対応する MBS の値を示す。また、この図より、以下の解析結果を得た。

- (1) 図 2-2 に示すように、SCR を増加させても MBS があまり減少しなくなる点が存在することがわかる。この値は MBS が発散しない最小の SCR であり、この点の SCR と MBS の値を、その TCP トラヒックの振舞いに相当する VBR パラメータとすることが望ましいと考えられる。
- (2) TCP では、Nagle のアルゴリズム(小さなデータ単位を複数まとめて 1 つの TCP パケットとし

て送信することで、パケット数を減らして効率性を上げるアルゴリズム)を使用する場合には、MSSの整数倍で、送受信ソケットバッファサイズ(S/R バッファサイズ)に最も近い値が連続送出可能である。図 2-2 に、この送出可能な最大データ量、およびそのデータ量を RTT で割った値を直線で示した。図 2-2 から明らかなように、RTT が 160ms の場合は、(1)の MBS と SCR は、上述の値にほぼ一致する。一方、RTT が 10ms の場合はこれらの値より小さい値となる。これは、データを連続的に送出している間に、10ms 程度のギャップが、挿入されることがあるためである。また、図 2-3 に送信側端末で PCR シェーピングを行った場合の、上記の方法で選定された SCR と MBS を示す。図 2-3 に示すように、送信側で PCR シェーピングを行っても、PCR が TCP スループットより十分大きい限り、MBS は減少できない。一方、PCR が TCP スループット以下になると、TCP トラヒックはほぼ固定速度となり、MBS は 0 セルとなる。

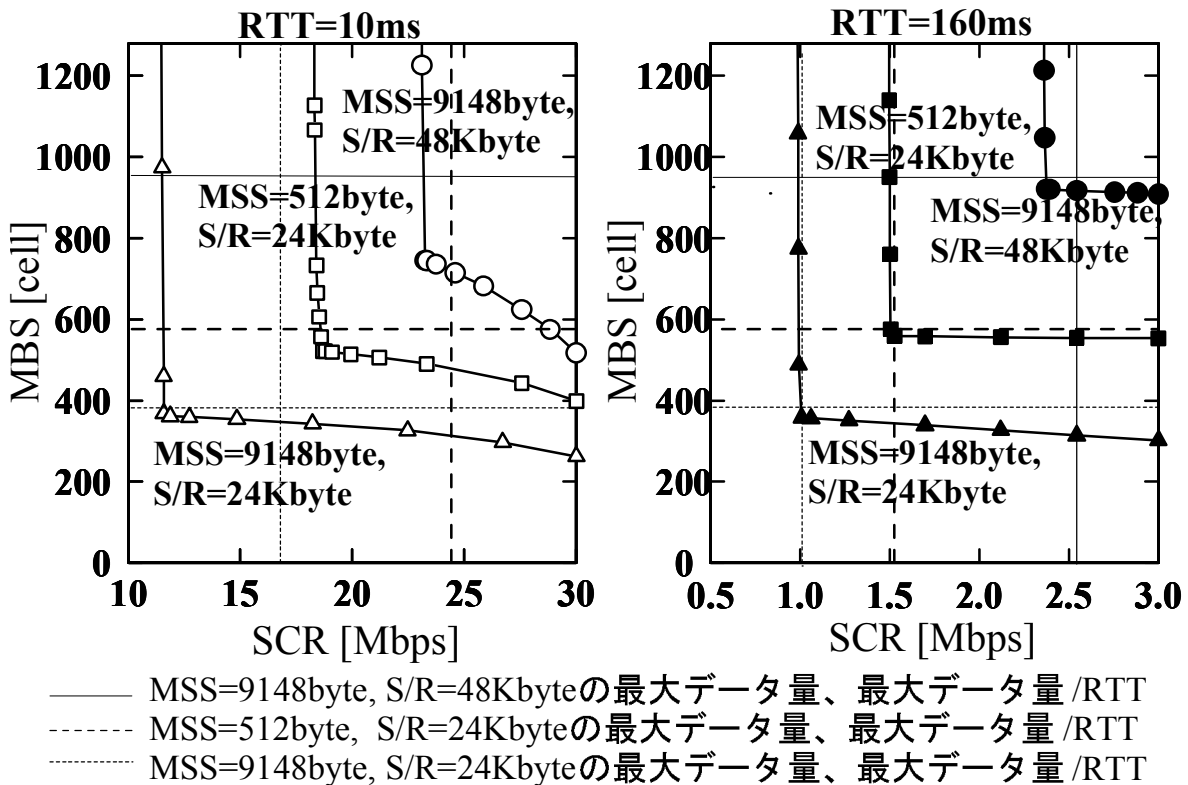


図 2-2 TCP コネクション(1本)における SCR と MBS の関係



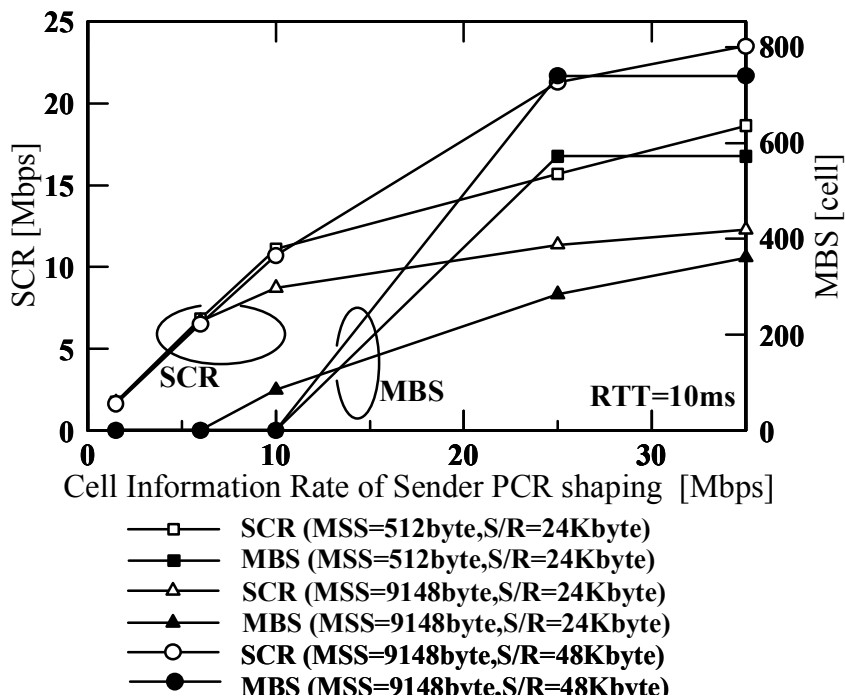


図 2-3 PCR シェーピング値と SCR/MBS の関係

### 2.3.3 複数本の TCP コネクションの実験結果

2~4本の TCP コネクション(それぞれ 1 対の送受信側端末間で確立)を ATM LAN スイッチで多重させ、ATM LAN スイッチの出力 DS3 回線上でトラヒックを測定した。

通信実験の結果、RTT が 10ms の場合と、160ms の場合で、異なる結果を示した。RTT が 10ms の場合は、TCP トラヒックの総和が物理回線速度に対応し、固定速度通信となった。さらに、S/R バッファサイズ / TCP コネクション数が、それぞれ 24K バイト / 4 本、および 48K バイト / 3~4 本の場合、ATM LAN スイッチの出回線バッファでの輻輳によりセル廃棄が発生した。

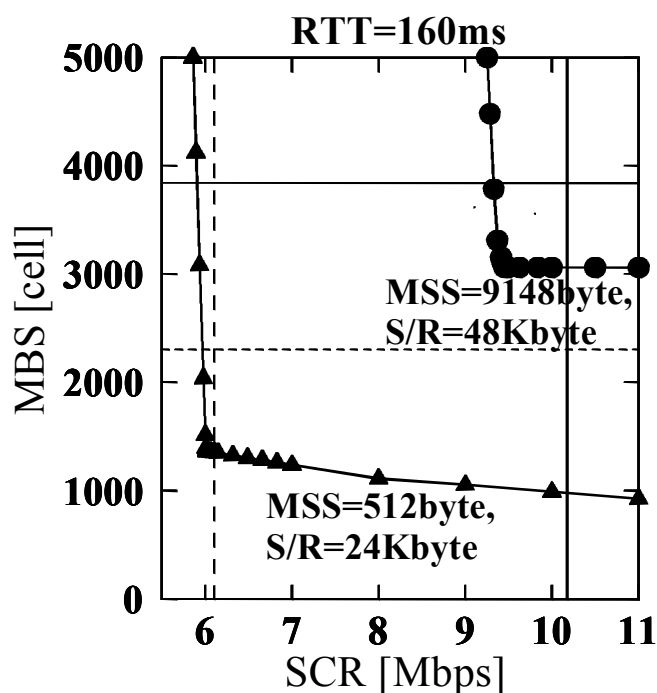
一方、RTT が 160ms の場合は、TCP コネクションが 4 本までの範囲では、総和のトラヒックは可変速度通信となり、以下のような結果を得た。

(1) 図 2-4 に TCP コネクション数が 4 本について、SCR の設定値を変化させた場合の対応する MBS の値を示す。この図が示すように、TCP コネクションが複数本の場合においても、1 本の場合と同様に、SCR を増加させても MBS があまり減少しなくなる点が存在する。したがって、1 本の TCP コネクションの場合と同様に、その点の SCR と MBS をそのトラヒックの VBR パラメータとすることができる。

(2) この実験では、各条件下で 10 回ずつ測定を行ったが、その結果 MBS が測定毎に異なった。表 2-1 に得られた MBS の最大値、最小値、平均値を示す。MBS のばらつきは、個別の TCP コネク

ションのトラヒックの重なり具合の変化により生ずると考えられる。なお、図 2-4 の結果は MBS が最大であった場合である。また SCR に関しては、測定毎の差は約 1%以内であり、さらに 2.3.2 節で求めた 1 本の場合の SCR の TCP コネクション本数倍にほぼ一致した。

(3) 2.3.2 節と同様に、各 TCP コネクションにおける連続送出可能な最大データ量の本数倍と、それを RTT で割った値を図 4 に直線で示している。また、MBS が最大であった場合について、連続送出可能な最大データ量の本数分(理論値と呼ぶ)との割合を表 2-1 に示している。今回の実験ではいずれの場合も、得られた MBS の値は、この理論値よりも小さい。また、測定結果から選定した MBS の理論値に対する割合は、MSS が小さい方が、また、コネクション数が多い方が小さい。劣化を測定する。但し、本試験においては MBS を対象として不十分な値を設定して実験した。



- MSS=9148byte, S/R=48Kbyteの4本分の最大データ量、  
最大データ量/RTT
- MSS=512byte, S/R=24Kbyteの4本分の最大データ量、  
最大データ量/RTT

図 2-4 TCP コネクション(4 本)における SCR と MBS の関係

表 2-1 TCP コネクション多重時の TCP スループットと SCR, MBS

RTT=160ms	MSS=512 バイト, S/R=24K バイト			MSS=9148 バイト, S/R=48K バイト		
	2 本	3 本	4 本	2 本	3 本	4 本
各 TCP スループットの平均値 (Mbps)	1.174	1.173	1.165	2.073	2.071	2.060
多重された TCP スループット (Mbps)	2.347	3.520	4.661	4.146	6.214	8.240
SCR の平均値 (Mbps)	3.029	4.536	6.019	4.730	7.081	9.448
MBS の平均値	606cell	632cell	995cell	1445cell	1934cell	2425cell
MBS の最小値	450cell	387cell	645cell	1253cell	983cell	2077cell
MBS の最大値	818cell	1024cell	1366cell	1779cell	2608cell	3063cell
MBS の最大値の理論値との割合	71.0%	59.3%	59.3%	92.7%	90.6%	79.8%

## 2.4 UPC による影響

### 2.4.1 実験方法

UPC ポリシングによりセル廃棄が生じた場合の TCP のスループットの劣化を評価するために、不十分な MBS が設定された場合のスループットの劣化を解析した。本実験では TCP トラヒック特徴づけ試験と同じ構成を使用し、ATM スイッチの UPC パラメータを以下のように設定した。すなわち、SCR に関しては 2.3 節で求めた TCP トラヒックの振舞いに対応する値に設定し、MBS に関しては、2.3 節の値から徐々に小さな値を設定した。

### 2.4.2 実験結果

図 2-5 および図 2-6 に、1 本の TCP コネクションに対して、MBS の値を変化させた場合の TCP スループットを示す(それぞれ MSS が 512 byte および 9148 byte)。また、図 2-7 および図 2-8 に、複数本の TCP コネクションの場合の同様な実験結果を示す。なお、複数本の場合は、UPC パラメータの 1 つの設定に対して 10 回の測定を行っており、図 2-7 および 2-8 には、1 本の TCP コネクションのスループットの平均値、ならびにその最大値、最小値の範囲を示している。また、送信側端末のセル送信速度は、図 2-5 の右側 (RTT=160ms, S/R バッファ=48Kbyte)において、10Mbps の PCR シェーピングを行い、それ以外は 2.3.1 節と同様に 35Mbps の PCR シェーピングを行った。これらの実験により、UPC によるセル廃棄に起因する TCP スループットの劣化に関して、以下の結果を得た。

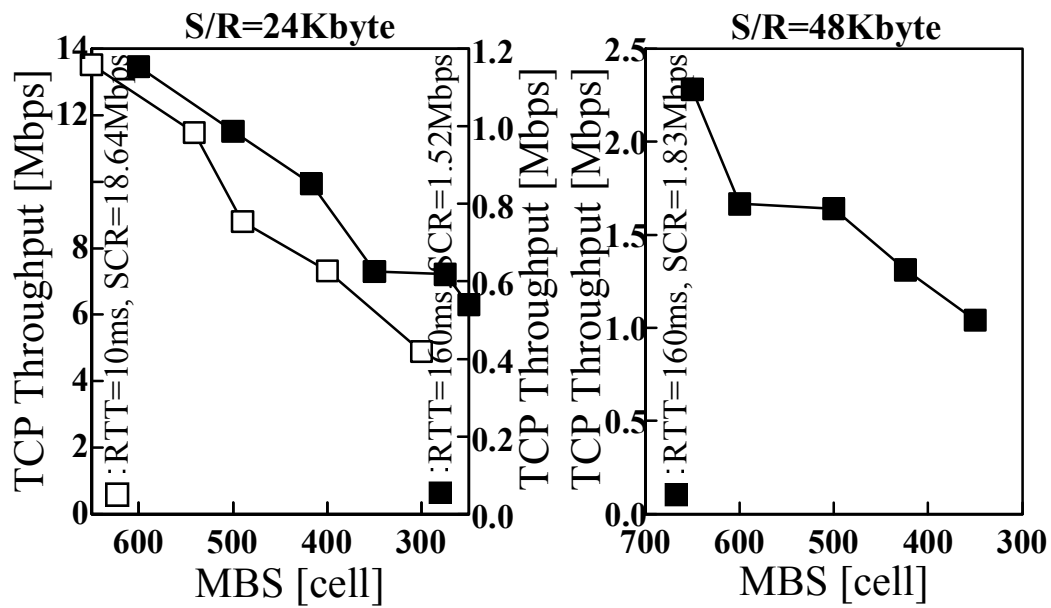


図 2-5 TCP コネクション(1 本)におけるスループット(MSS=512byte)

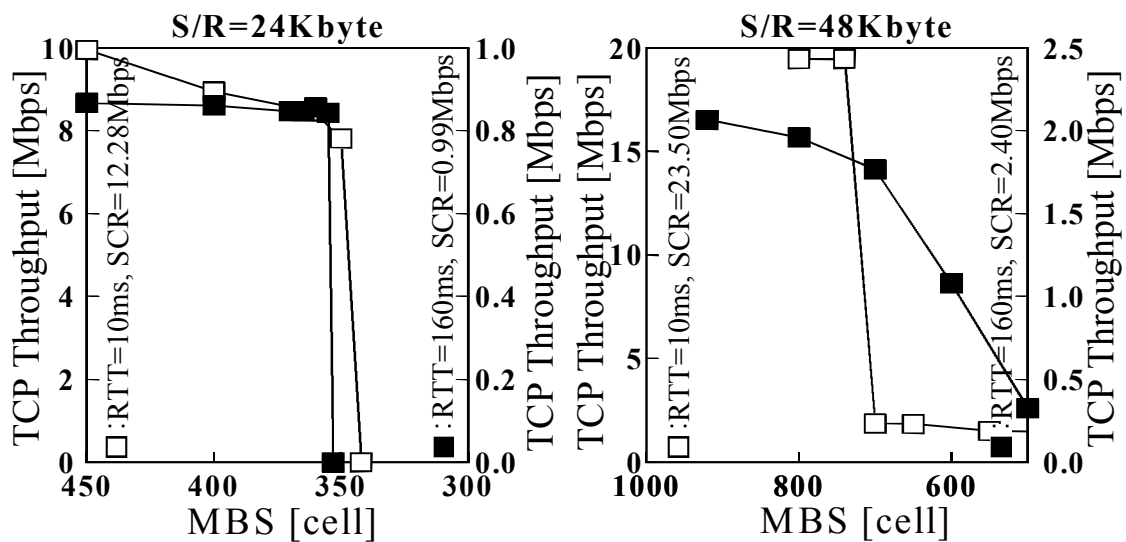


図 2-6 TCP コネクション(1 本)におけるスループット(MSS=9148byte)

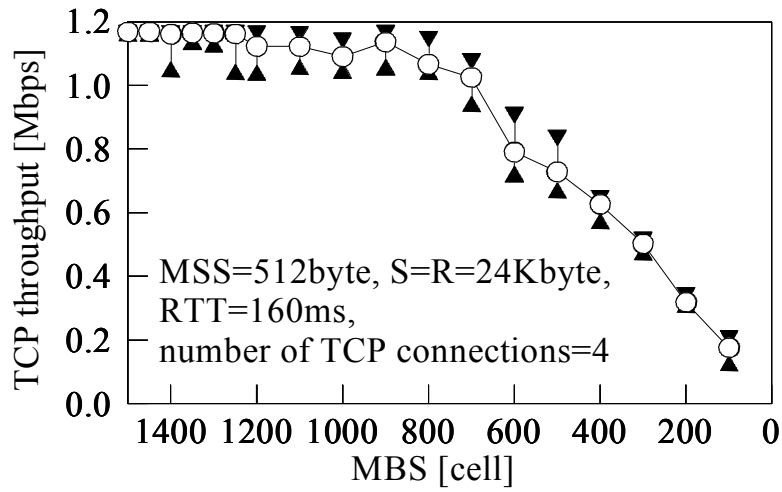


図 2-7 TCP コネクション(4 本)におけるスループット(MSS=512byte)

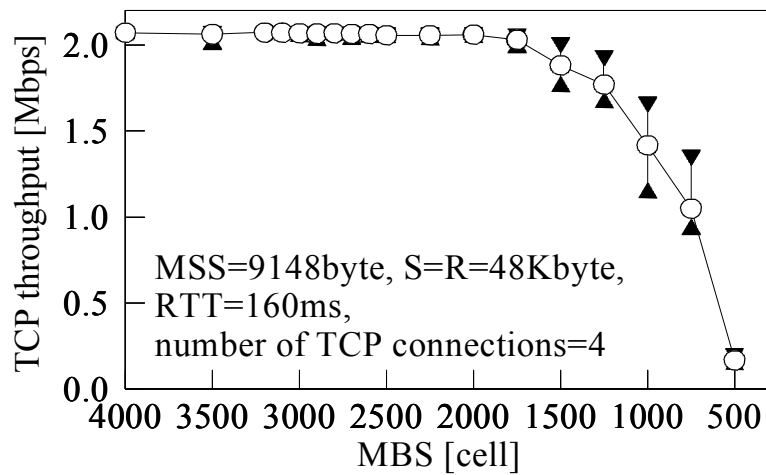


図 2-8 TCP コネクション(4 本)におけるスループット(MSS=9148byte)

### 2.4.3 1 本の TCP コネクションの場合

(1) 図 2-5, 図 2-6 に示すように, 2.3.2 節で求めた MBS より小さい値に設定すると, TCP スループットは劣化した. したがって, 推定した MBS 以上の値を UPC パラメータとして設定する必要があると考えられる.

(2) TCP スループットの劣化は, 送信側が MBS 以上, 連続的にセグメント(TCP のパケット)を送

出する頻度に依存する。TCP では、通信開始時や再送タイムアウト時には、スロースタートおよび輻輳回避アルゴリズムを用いて、連続送出可能なデータ量を示す輻輳ウインドウを MSS から S/R バッファサイズまで、送達確認(Ack)の受信ごとに、MSS を単位として増加させる<sup>[1-9]</sup>。このため、S/R バッファサイズに対する MSS の割合が小さいほど、輻輳ウインドウが MBS に到達する頻度は少なくなると考えられる。したがって、実験結果に見られるように、MSS が 512byte の場合は、9148byte の場合と比較して、MBS の減少に対する TCP スループットの劣化が緩やかである。

#### 2.4.4 複数本の TCP コネクションの場合

(1) 複数本の TCP コネクションの場合は、3.3 節で示したように、RTT が 160ms の場合にトラヒックが可変速度通信となったため、UPC 試験でも 160ms の場合のみの実験を行った。

(2) UPC パラメータの MBS を、表 2-1 に示した MBS 最大値より減少させた場合、セル廃棄が生じるが、スループットの劣化は顕著ではない。また、MBS の平均値より減少させても同様な結果が得られた。しかし、MBS の最小値以下にすると、スループットの劣化は顕著となった。なおこの試験においては、トラヒック特徴づけ試験と異なり、10 回のスループットの測定値の差異は小さかった。

(3) 今回の実験では、複数の TCP コネクションからのトラヒックは、セル単位で多重されておらず、複数のセグメント単位で多重されている。したがって、UPC 試験において 廃棄されたセルは、同一の TCP コネクションのセグメントに対応することが多かった。

#### 2.4.5 MBS が小さい場合

MBS として、小さな値が設定された場合、TCP スループットが極端に劣化し、場合によっては通信が不可能になることがある。

TCP コネクションが 1 本の場合は、図 2-6 において、S/R バッファサイズが 24Kbyte で、MBS が 330cell (RTT=10ms) と 350cell (RTT=160ms) で TCP スループットが 0 となっている。これは以下のような理由によるものと考えられる。すなわち、MSS の 2 倍に満たない値が MBS として設定された場合、TCP で連続送出される 2 セグメント目以降のセグメントは、UPC により必ず廃棄される。このような状況が一旦発生すると、連続セグメントの最初は再送セグメントになり、初めて送出するセグメントに対応するセルは必ず廃棄されるというサイクルが繰り返される。このため、全てのセグメントが再送されることになり、送信タイムアウト時間が指数的に増加し(エクスポネンシャルバックオフ)、最終的にコネクションを切断するアルゴリズムが起動される。このような状況は、TCP の S/R バッファサイズが小さく MSS が大きい場合に、より発生し易い。

一方、複数本のコネクションの場合も、同様の現象が発生する。例えば、TCP コネクション数が 4 本で、MSS が 9148 バイトの場合、MBS を 500cell 程度まで小さく設定すると、UPC ポリシン

グによりエクスポネンシャルバックオフが発生した。しかし、実験で設定した MBS の範囲では、同時にエクスポネンシャルバックオフが2本以上のコネクションでは発生していなかった。また、エクスポネンシャルバックオフも一時的なものであり、TCP コネクションが切断されることもなかった。

## 2.5 TCP/IP 通信の ATM VBR 収容に関する考察

端末は、TCP トラヒックの VBR による収容に関して、以下のことが明らかとなった。

(1) RTT が 160ms のような長距離の ATM 回線においては、同時に通信を行う TCP コネクションの上限が決まっていれば、UPCによるセル廃棄が発生しないのに十分な VBR パラメータは、推定可能である。したがって、トラヒックシェーピングを行わない TCP トラヒックを、VBR により収容することが可能であると考えられる。

(2) RTT が 10ms のような近距離の ATM 回線では、物理回線速度が 45Mbps～155Mbps の ATM 回線を用いても、数本の TCP コネクションで、ほぼ物理回線が飽和し固定速度通信となる。物理回線の飽和を避けるために、PCR シェーピングを行った場合も、同様に固定速度通信となる。

(3) 本章では、VBR シェーピングの機能を持つ ATM 端末が少ないという理由により、TCP トラヒックの振舞いに対応する VBR パラメータを求めた。しかし、ATM 端末により VBR シェーピングを行う場合も、本稿で求めた VBR パラメータを用いることにより高いスループットを得ることができると考えられる。

## 3 ウィンドウスケールオプションによる收容方法

2章にて、TCP/IPに従ったLAN間通信を広域ATM網に收容するため、広く適用されているATM VBRにおけるTCP/IPパラメータとATM VBRパラメータの最適マッチングのためのチューニング方法について、実験的評価に基づく、考察ならびに知見を得た。

一方、通常のTCPではウィンドウサイズが最大64kバイトに制限されているため、国際ATM網などのような伝送遅延時間の大きな広域ATM網では十分な性能が得られない<sup>[3-1~2]</sup>。このため、大きなウィンドウサイズを使用することを可能とするウィンドウスケールオプションが注目されている。しかし、このようなオプションを用いたTCP通信では、従来のTCP通信とは異なり、送受信端末として用いられる端末の性能が、TCPトラヒックの特徴に影響を及ぼす可能性があり、また、UPCによるセル廃棄によりTCPの輻輳制御（スロースタートおよび輻輳回避）が起動された場合に、元のウィンドウサイズに戻るまでに時間がかかり、TCPのスループットを大きく低下させる可能性がある。このため、ウィンドウスケールオプションを使用したTCPトラヒックをVBRを用いた広域ATMで收容するためには、対応するVBRパラメータの値、UPCとの相互作用などを、新たに評価する必要がある<sup>[3-3]</sup>。そこで、ウィンドウスケールオプションを用いた場合のTCPトラヒックを広域ATM網に收容するための通信実験を行い、それらの結果を示すと共に、最適收容のための考察を行った。

### 3.1 TCPのウィンドウスケールオプション

TCPのウィンドウスケールオプションは、TCPコネクションの確立時に、TCP端末で取り交わされるTCPヘッダのオプションフィールドである。2\*(本フィールド値[1~14])を、受信側端末から通知されるウィンドウサイズのフィールド値に掛けた値が、実際のウィンドウサイズとして用いられるため、従来のウィンドウサイズの制限値である64kバイトを超えるウィンドウサイズ（最大1Gバイト）の設定が可能となる。ウィンドウスケールオプションの使用は、RTTの大きなTCP端末間で、高スループットを得るために重要な手法の1つである。実際には、ウィンドウサイズとして128kバイト~3Mバイト程度の値が使用されると想定される。一例として、S/Rバッファサイズが512kバイト、RTTが日米間に相当する160msとした場合、TCPスループットの概算値は、約26Mbit/sとなる。

### 3.2 実験方針と実験構成

#### 3.2.1 実験方針

ウィンドウスケールオプションを用いたTCPトラヒックに対しても、2章<sup>[3-3~5]</sup>と同様に、ウィンドウサイズを変更して、TCPトラヒック特徴づけ試験とUPC試験を行う。その際、以下の要求条件を考慮して実験の条件を定めることとする。

- 3.1節で述べたような条件下でウィンドウスケールオプションを用いた場合、ユーザの期待するTCPスループットは、10Mbit/s~100Mbit/s程度と考えられる。従って、PCRの契約値として、45Mbit/sの場合と、155Mbit/sの場合を評価対象とする。



- TCP のプロトコル処理がボトルネックとなり、TCP の振舞いが異なる場合が想定される。このため、TCP 端末として、処理速度の速いものと、遅いものを使用して評価を行う。

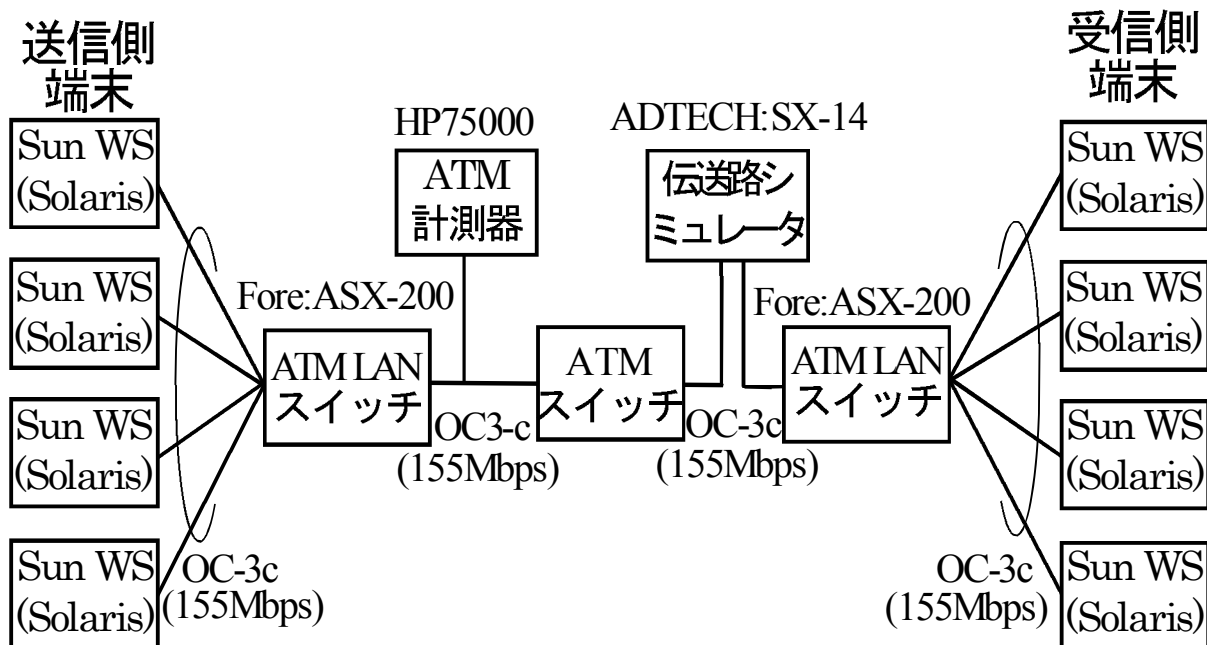


図 3-1 ウィンドウスケールオプションによる通信実験構成

この結果、以下に示す方針で評価対象を選択することとした。

- (1) TCP トラヒック特徴づけ試験においては、1 本の TCP コネクションを使用した場合に、PCR 契約値が 45Mbit/s の場合と 155Mbit/s の場合を評価する。さらに、PCR 契約値が 45Mbit/s の場合のみ、処理速度の遅い TCP 端末を使用した場合についても対象とする。
- (2) TCP トラヒック特徴づけ試験において、複数本 (2~4 本) の TCP コネクションの場合には、PCR 契約値は 155Mbit/s とする。ただし、この場合も、多重時のオーバーフローを発生させないため、各 TCP 端末では、45Mbit/s の PCR 契約値を使用することとする。
- (3) UPC 試験においては、MBS と SCR のそれぞれを不十分な値に設定した評価を行う。PCR 契約値については、1 本と複数本の TCP コネクションを使用する場合について、それぞれ、TCP トラヒック特徴づけ試験と同様とする。また、TCP 端末としては、処理速度の速いものを使用する。

### 3.2.2 実験構成

図 3-1 に示す構成で、1~4 本の TCP コネクションに関して、トラヒック特徴づけ試験および

UPC 試験を行った。ここで、ウインドウスケールオプションが使用可能な TCP ソフトウェアとしては、Sun オペレーティングシステム (Solaris 2.5.1, 4.3BSD Reno 版ベース) 上で動作する CONSULT-TCPLFN version 2.4.2 を用いている (本ソフトウェアは Sun microsystems により提供されている)。

ATM アダプタカード (Fore, SBA-200) を装備した、送受信側で各 4 台の TCP 端末は、OC-3c 回線により ATM LAN スイッチに接続されている。処理速度の速い TCP 端末として Ultra2 (UltraSPARC I [200MHz]×2) を、処理速度の遅い TCP 端末として SPARCstation20 (SuperSPARC II [75MHz]×1) を用いている。また ATM LAN スイッチは、OC-3c 回線を用いて広域網用の ATM スイッチに接続されている。ATM LAN スイッチと ATM スイッチ間には、伝送遅延の付加用に DS3 伝送路シミュレータ (ADTECH, SX/14) が挿入され、さらに、到着時間を記録するため、ATM 測定器 (HP75000) が挿入されている。

通信実験には、TCP スループット測定用のフリーソフトウェアの `ttcp` を使用している。実験条件は、RTT が 160ms、S/R バッファサイズが 64k~3M バイト、MSS が 8192 バイトである。

155Mbit/s の PCR 契約値を用いる場合は、OC-3c の物理回線速度でセルを送出させる。また、45Mbit/s の PCR 契約値を用いる場合は、ATM アダプタカードに 35Mbit/s のセルペイロード速度の PCR シェーピングを行わせる。

### 3.3 TCP トラヒック特徴づけ試験

#### 3.3.1 TCP コネクションが 1 本の場合の実験結果

(1) PCR の契約値が 45Mbit/s の場合

図 3-1 の構成において 1 対の送受信側端末を用いて、TCP コネクションが 1 本の場合の通信実験を行った。図 3-2、3-3 に、処理速度の速い TCP 端末と遅い TCP 端末をそれぞれ用いた場合の、測定した TCP トラヒックに対して、SCR を様々な値に設定することにより求めた MBS 値との関係を示す。ここで、S/R バッファサイズとしては、128k、256k、512k バイトの 3 種類の値を用いている。これらの図より、以下の解析結果を得た。

a) 処理速度の速い TCP 端末を用いた場合、図 3-2 に示すように、SCR を増加させても MBS があまり減少しなくなる点が存在することがわかる。この値は MBS が発散しない最小の SCR であり、この点の SCR と MBS の値を、その TCP トラヒックの振舞いに相当する VBR パラメータとすることが望ましいと考えられる。この傾向は、ウインドウサイズが 64k バイト以下の通常の TCP 通信の場合のトラヒック特性と同様である。

b) TCP では、Nagle のアルゴリズムを使用する場合には、MSS の整数倍で、送受信ソケットバッファサイズ(S/R バッファサイズ)に最も近い値が連続送出可能である。図 3-2 に、この連続送出可

能な最大データ量、およびそのデータ量を RTT で割った値(以降、MBS、SCR の理論値と呼ぶ)を直線で示した。図 3-2 から明らかなように、(1)の SCR は、S/R バッファサイズに関わりなく上述の理論値とほぼ一致する。一方、(1)の MBS は、S/R バッファサイズが 512k バイトの場合、理論値と大きく異なる。これは、PCR の契約値の 45Mbit/s を守るために、送信端末でセルペイロード速度で 35Mbit/s の PCR シェーピングを行っているため、送出トラヒックが固定速度通信に近づくためである。

c) 処理速度の遅い TCP 端末を用いた場合、図 3-3 に示すように、SCR を増加させても MBS があまり減少しなくなる点が存在せず、その TCP トラヒックの振舞いに相当する最適な SCR と MBS の組を定量することができない。そこで、(2)の SCR の理論値を用いて、図 3-3 より求めた MBS は以下のものであった。

※ S/R バッファサイズが 128k バイトの時

図 3-3 より求めた MBS : 1324 セル

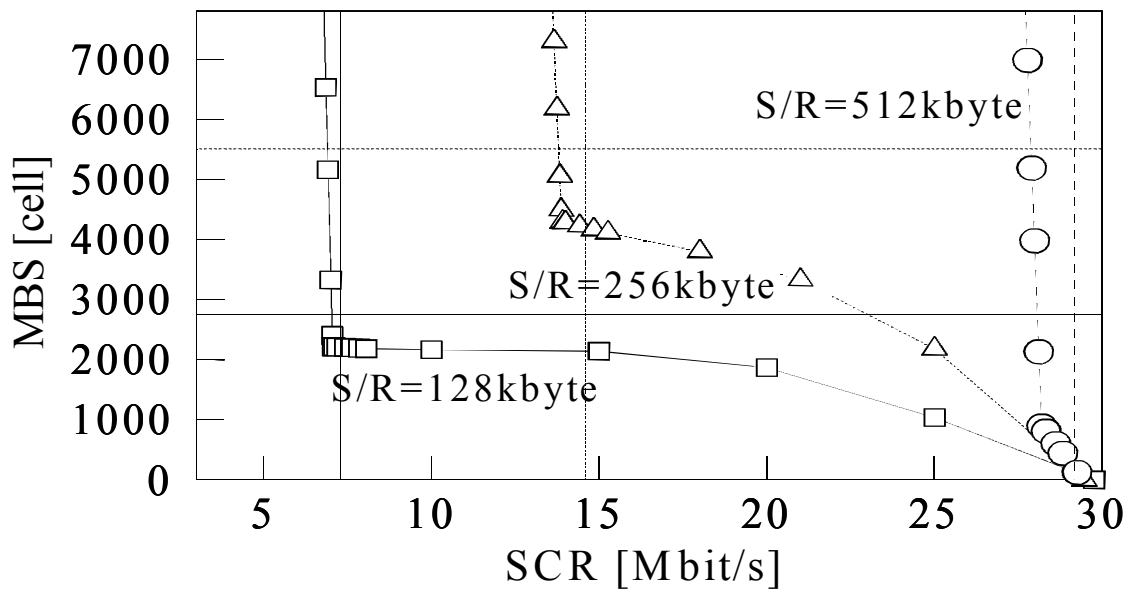
MBS の理論値 : 2752 セル

※ S/R バッファサイズが 256k バイトの時

図 3-3 より求めた MBS : 1964 セル

MBS の理論値 : 5504 セル

求めた MBS は、S/R バッファサイズに関わりなく、MBS の理論値と比べて非常に小さい。これは、TCP 端末の性能が遅いため、大きな S/R バッファサイズの場合、送信ソケットバッファ内のデータを連続的に送出することができないためと考えられる。



連続送出可能な最大データ量（横線）、  
最大データ量 / RTT（縦線）

[ S/R=128kbyte                      S/R=256kbyte                      S/R=512kbyte ]

図 3-2 TCP コネクション(1 本)における SCR と MBS の関係  
(処理速度の速い TCP 端末を用いた場合)

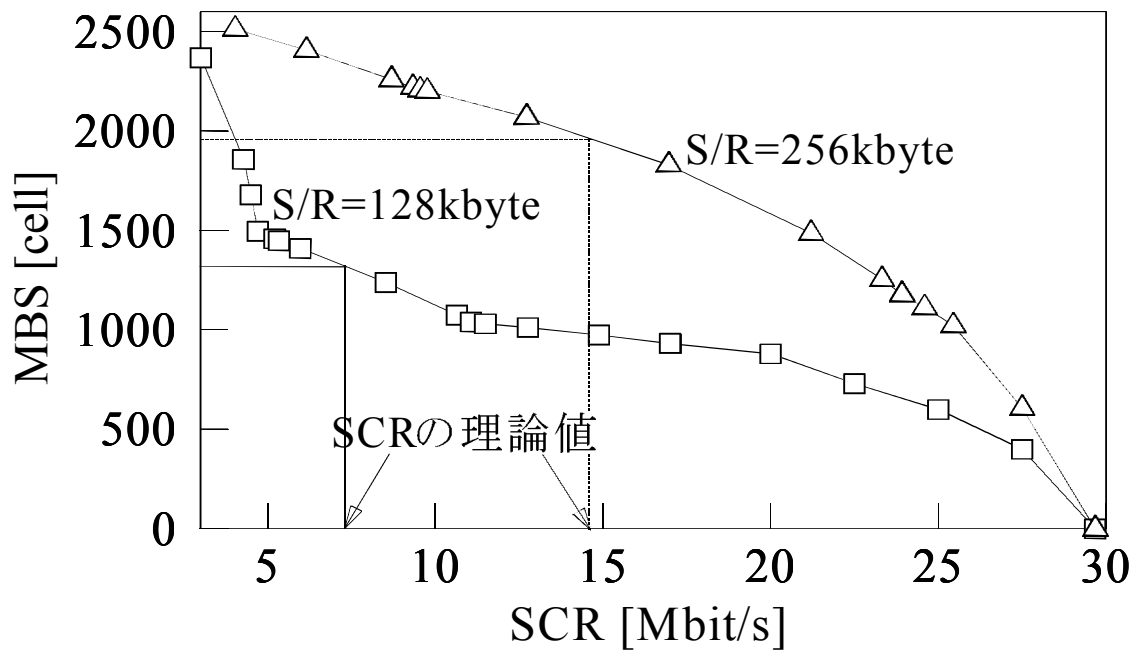


図 3-3 TCP コネクション(1 本)における SCR と MBS の関係  
(処理速度の遅い TCP 端末を用いた場合)

## (2) PCR の契約値が 155Mbit/s の場合

図 3-1 の構成において 1 対の送受信側端末を用いて、TCP コネクションが 1 本の場合の通信実験を行った。測定された TCP トラフィックに関して、SCR の設定値を変化させた場合の対応する MBS の変化を求めた。その結果、図 3-2 の場合と同様に、SCR を増加させると MBS があまり減少しなくなる点が存在した。この点は、PCR の契約値が 45Mbit/s の場合と同様に、SCR に関しては、S/R バッファサイズに関係なく、理論値とほぼ等しくなった。一方、MBS に関しては、図 3-4 に示すような特性を得た。

図 3-4 に示すように、S/R バッファサイズが 1M バイトの周辺では、求めた MBS は、MBS の理論値と比較して非常に小さい値となっている。また、S/R バッファサイズが 2.5M~3M バイトの領域では、求めた MBS は、MBS の理論値に近い値を示している。両者の場合のトラフィック特性を詳細に解析すると、前者においては、TCP セグメントの連続的な送付が行われている期間においても、セグメント間のギャップが 20ms~40ms 程度挿入されていた。このため、求めた MBS が実際の TCP セグメントのバースト長よりも小さい値となったと考えられる。一方、後者においては上記のギャップが縮小し、ほとんど無視できる大きさ (2~3ms) となった。

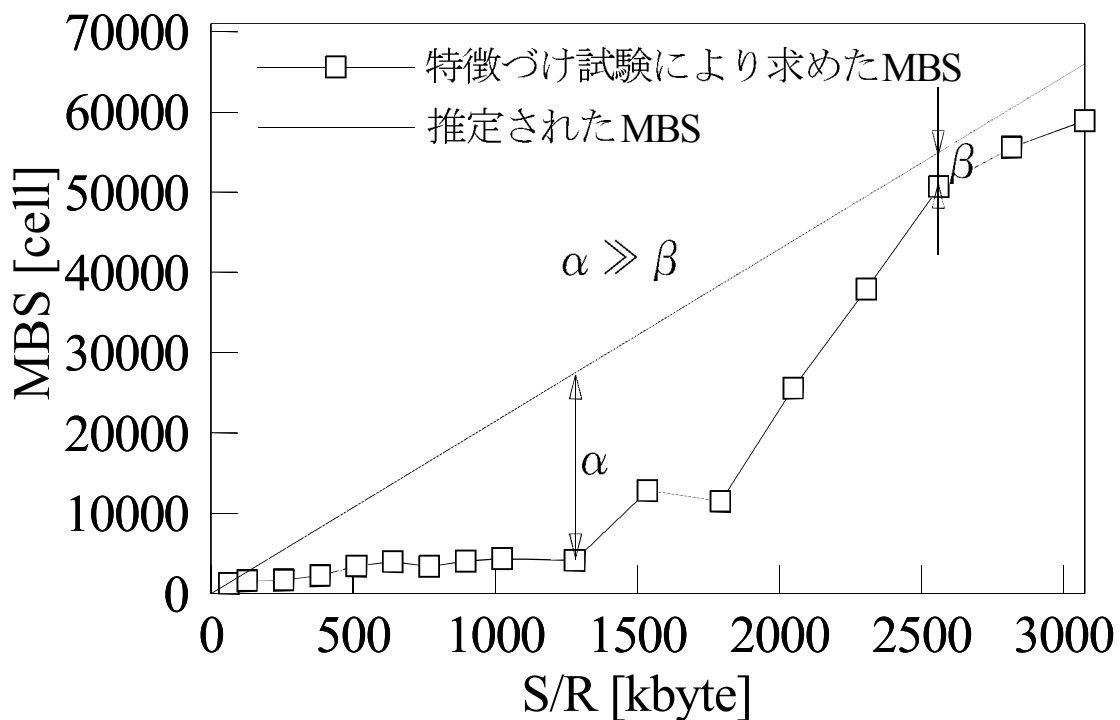


図 3-4 S/R バッファサイズと MBS の関係

### 3.3.2 TCP コネクションが複数本の場合の実験結果

2~4本のTCPコネクション（それぞれ1対の送受信端末間で確立）をATM LANスイッチで多重させ、ATM LANスイッチの出力OC-3c回線上でトラヒックを測定した。

通信実験の結果、TCPコネクションが4本で各々のS/Rバッファサイズが512kバイトを超える領域では、TCPトラヒックの総和が物理回線速度に対応し、固定速度通信となった。さらに、ATM LANスイッチの出回線バッファでの輻輳によりセル廃棄が発生した。

一方、各々のS/Rバッファサイズが512kバイト以下の領域では、TCPコネクションが4本までの範囲では、総和のトラヒックは可変速度通信となり、以下のような結果を得た。

- (1) 図3-5にTCPコネクション数が4本について、SCRの設定値を変化させた場合の対応するMBSの値を示す。この図が示すように、TCPコネクションが複数本の場合においても、1本の場合と同様に、SCRを増加させてもMBSがあまり減少しなくなる点が存在する。従って、1本のTCPコネクションの場合と同様に、その点のSCRとMBSをそのトラヒックのVBRパラメータとすることができる。

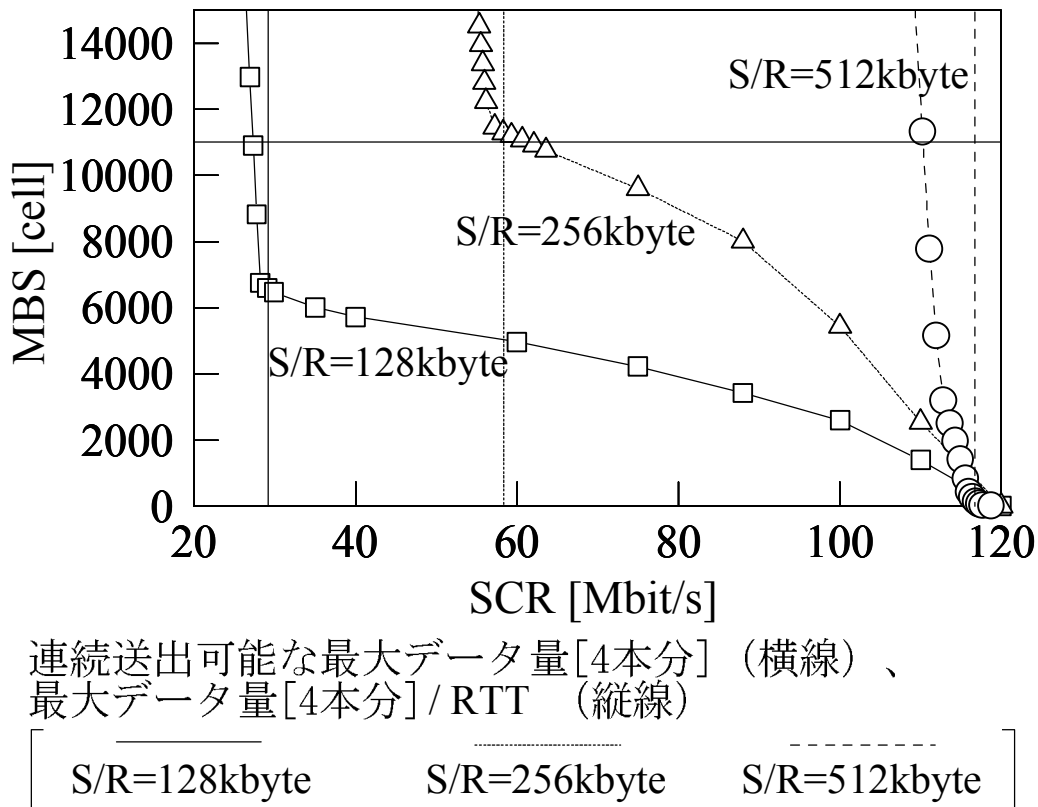


図3-5 TCPコネクション(4本)におけるSCRとMBSの関係

(2) この実験では、各条件下で 10 回ずつ測定を行ったが、その結果 MBS が測定毎に異なった。表 3-1 に得られた MBS の平均値、最小値、最大値を示す。MBS のばらつきは、個別の TCP コネクションのトラヒックの重なり具合の変化により生ずると考えられる。なお、図 5 の結果は各 S/R バッファサイズの下で MBS が最大であった場合である。また SCR に関しては、各測定値はほぼ一致しており、これは 3.3.1 節で求めた 1 本の場合の SCR の理論値の TCP コネクションの本数を掛けた値にほぼ一致している。

**表 3-1 4 本の TCP コネクションが多重された場合の TCP スループット, SCR, MBS**

MSS=8192 バイト, 各端末の PCR シェーピング値=35Mbit/s	S/R バッファサイズ		
	128k バイト	256k バイト	512k バイト
各 TCP スループットの平均値 (Mbit/s)	6.148	12.224	24.270
多重された TCP スループット (Mbit/s)	24.592	48.896	97.08
SCR (Mbit/s)	28.196	56.434	117.745
MBS の平均値 (セル)	5727	8788	29
MBS の最小値 (セル)	3712	4414	22
MBS の最大値 (セル)	6754	11661	34
MBS の最大値の理論値との割合 (%)	61.36	52.97	0.77

(3) 3.3.1 節と同様に、1 本の場合の MBS と SCR の理論値の本数倍を図 3-5 に直線で示している。また、TCP トラヒックより求めた MBS が最大であった場合について、複数本の場合の MBS の理論値との割合を表 3-1 に示している。これより、いずれの場合も、得られた MBS の値はこの理論値よりも小さいことがわかる。特に、S/R バッファサイズが 512k バイトの場合、TCP トラヒックの総和が固定速度通信に近くなるため、MBS は 0 に近い値となる。

### 3.4 UPC による影響

#### 3.4.1 TCP コネクションが 1 本の場合の実験結果

図 3-6～図 3-9 に、1 本の TCP コネクションに対して、MBS または SCR の値を変化させた時の TCP スループットの振舞いを示す。ここで、図 3-6, 図 3-7 は PCR の契約値として 45Mbit/s を用いた場合であり、図 8, 9 は PCR の契約値として 155Mbit/s を用いた場合である。

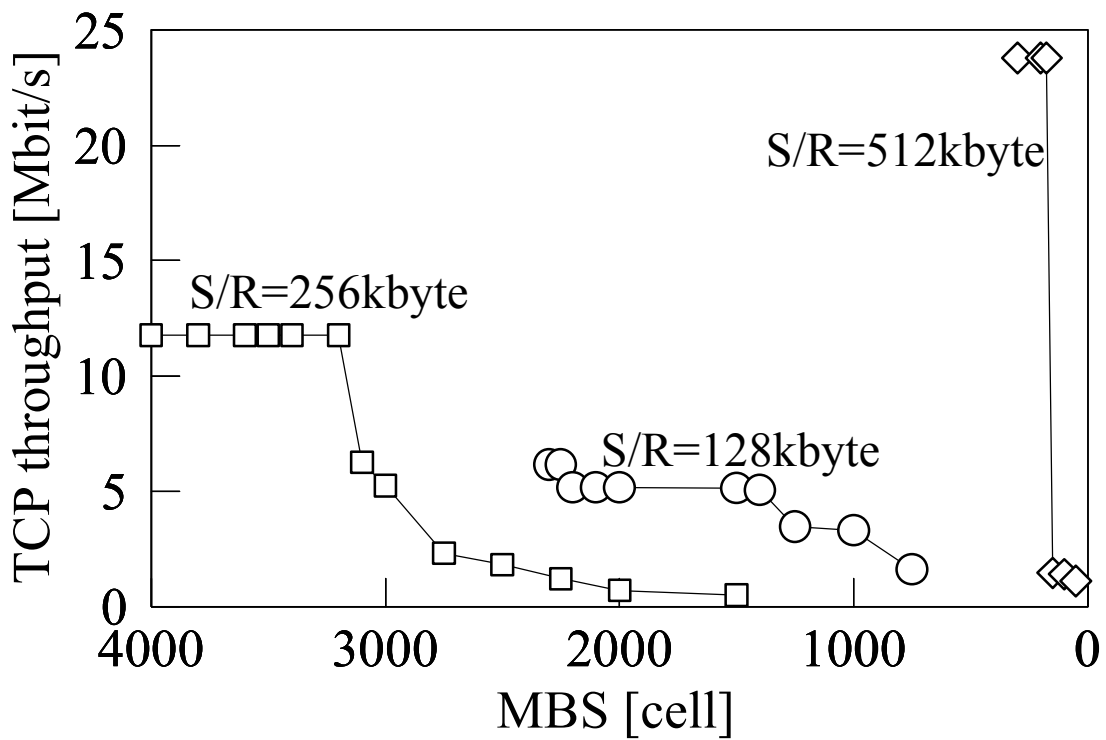


図 3-6 不十分な MBS が UPC 機能に設定された場合の TCP スループット (PCR の契約値=45 Mbit/s)

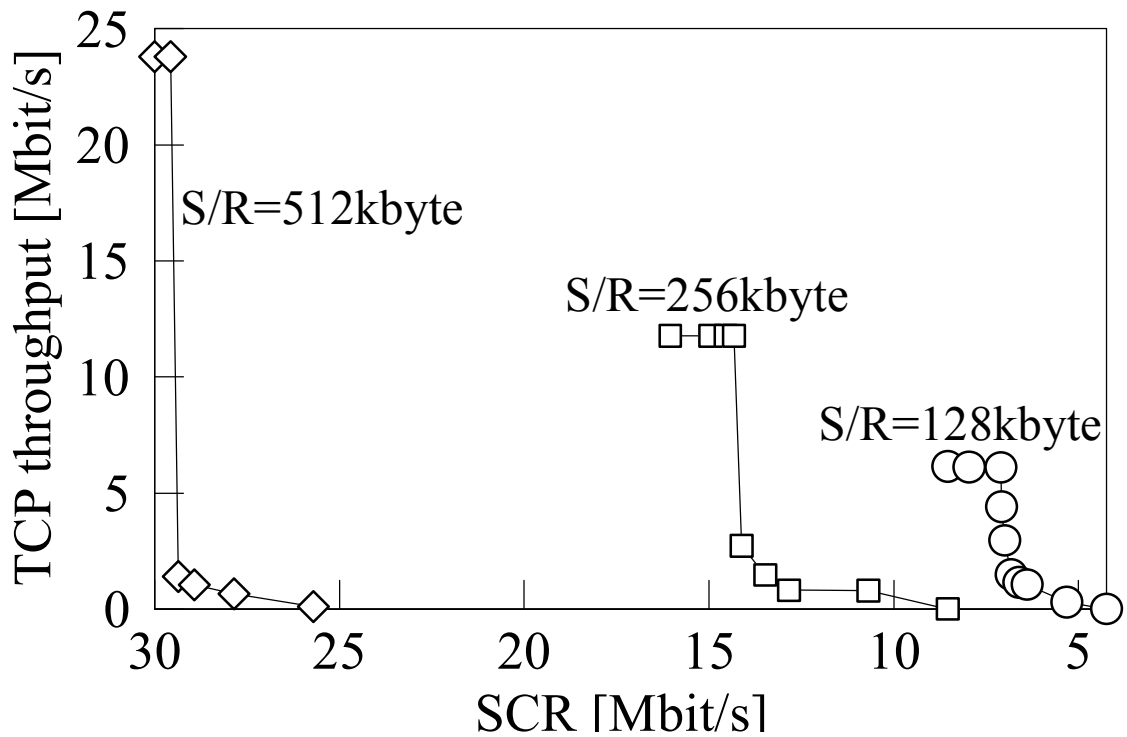


図 3-7 不十分な SCR が UPC 機能に設定された場合の TCP スループット (PCR の契約値=45 Mbit/s)



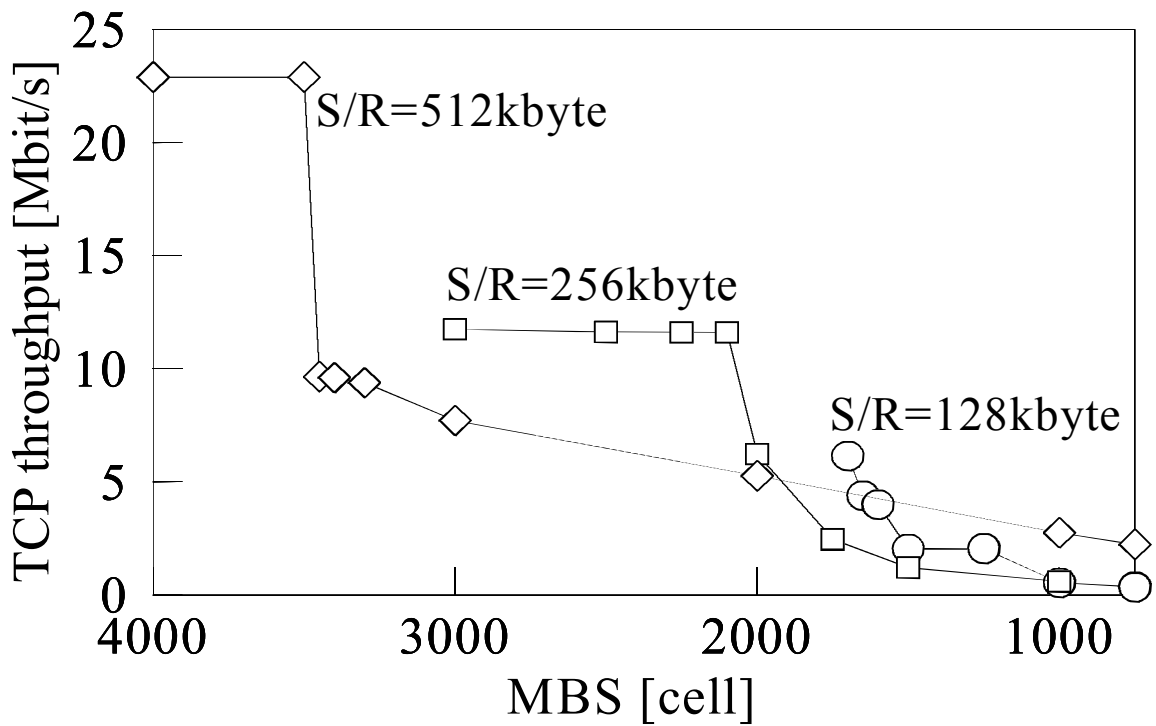


図 3-8 不十分な MBS が UPC 機能に設定された場合の TCP スループット (PCR の契約値=155 Mbit/s)

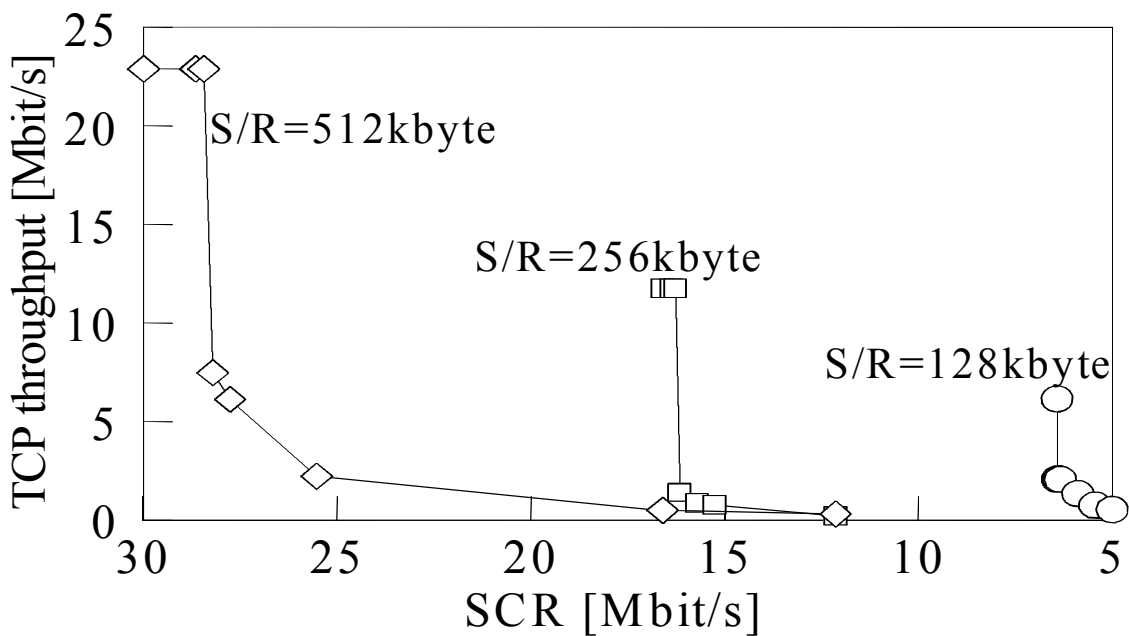


図 3-9 不十分な SCR が UPC 機能に設定された場合の TCP スループット (PCR の契約値=155 Mbit/s)

これらの実験により、UPCによるセル廃棄に起因するTCPスループットの劣化に関して、以下の結果を得た。

- (1) 図 3-6～3-9 に示すように、3.3.1 節で求めた MBS, SCR より小さい値に設定すると、TCP スループットは劣化した。従って、推定した MBS, SCR 以上の値を UPC 機能に設定する値として用いる必要があると考えられる。
- (2) 不十分な MBS が設定された場合、図 3-6, 3-8 に見られるように、S/R バッファサイズが大きい方が、MBS の減少に対する TCP スループットの劣化が急激である。これは、以下のようにして考えられる。一般に、TCP スループットの劣化は、送信側が MBS 以上、連続的にセグメントを送出する頻度に依存する。TCP では、セル廃棄によりセグメントの再送タイムアウトが発生すると、TCP のフロー制御方法であるスロースタートおよび輻輳回避アルゴリズムにより、輻輳ウインドウを一旦 MSS 分まで減少させて、徐々に増加させていく<sup>[4-9]</sup>。従って、S/R バッファサイズが大きいほど、輻輳ウインドウが MBS まで到達するまでの時間を要するため、スループットの劣化割合が大きいと考えられる。
- (3) 不十分な SCR が設定された場合、図 3-7, 3-9 に示すように、TCP スループットの劣化は、S/R バッファサイズに関わりなく、急激に減少する。このような急激な TCP スループットの劣化を引き起こした理由は、次のように考えられる。すなわち、UPC 機能の SCR を、3.3.1 節で求めた SCR よりも減少させると、図 2 に示すように、その TCP トラヒックを収容するのに必要な MBS が、UPC 機能に設定された MBS に比べて急激に増加する。そこで、UPC 機能により多くのセルが廃棄されるためである。
- (4) S/R バッファサイズが 512k バイトの時、PCR の契約値を 45Mbit/s に設定した場合と 155Mbit/s に設定した場合について、TCP スループットが劣化している状況での値を比較した。その結果、PCR の契約値が 155Mbit/s に設定されている場合の方が、相対的にスループットが高い。これは、PCR の契約値が 155Mbit/s の場合、45Mbit/s の場合と比較して、3.3.1 節で求めた MBS が大きな値となっているためである。PCR 契約値が 45Mbit/s の場合のように、固定速度に近いトラヒックに対しては、トラヒック特徴づけ試験により求められた SCR や MBS に満たない値を UPC 機能に設定すると、大きなスループットの劣化を引き起こすことがわかる。

### 3.4.2 TCP コネクションが複数本の場合の実験結果

図 3-10, 3-11 に、複数本の TCP コネクションの場合の実験結果を示す。なお、複数本の場合は、UPC パラメータの 1 つの設定に対しては、各 10 回の測定を行っており、図 3-10 および 3-11 には、1 本の TCP コネクションのスループットの平均値、ならびにその最大値、最小値の範囲を示している。

これらの実験により、UPCによるセル廃棄に起因するTCPスループットの劣化に関して、以下の結果を得た。

- (1) 図 3-10 に示すように、UPC 機能において設定する MBS を、表 3-1 に示した MBS の最大値より減少させ、セル廃棄を発生させた。この際、S/R バッファサイズが 512k バイトよりも小さい場合、スループットの劣化は顕著でないことがわかる。これは、S/R バッファサイズが 512k バイトよりも小さい場合、各 TCP コネクションから連続して送出されるセグメントは、他の TCP コネクションからのセグメントと 1 セル単位で多重される確率が少なく、UPC 機能による連続的なセル廃棄が、1 本の TCP コネクションに限定されるためである。

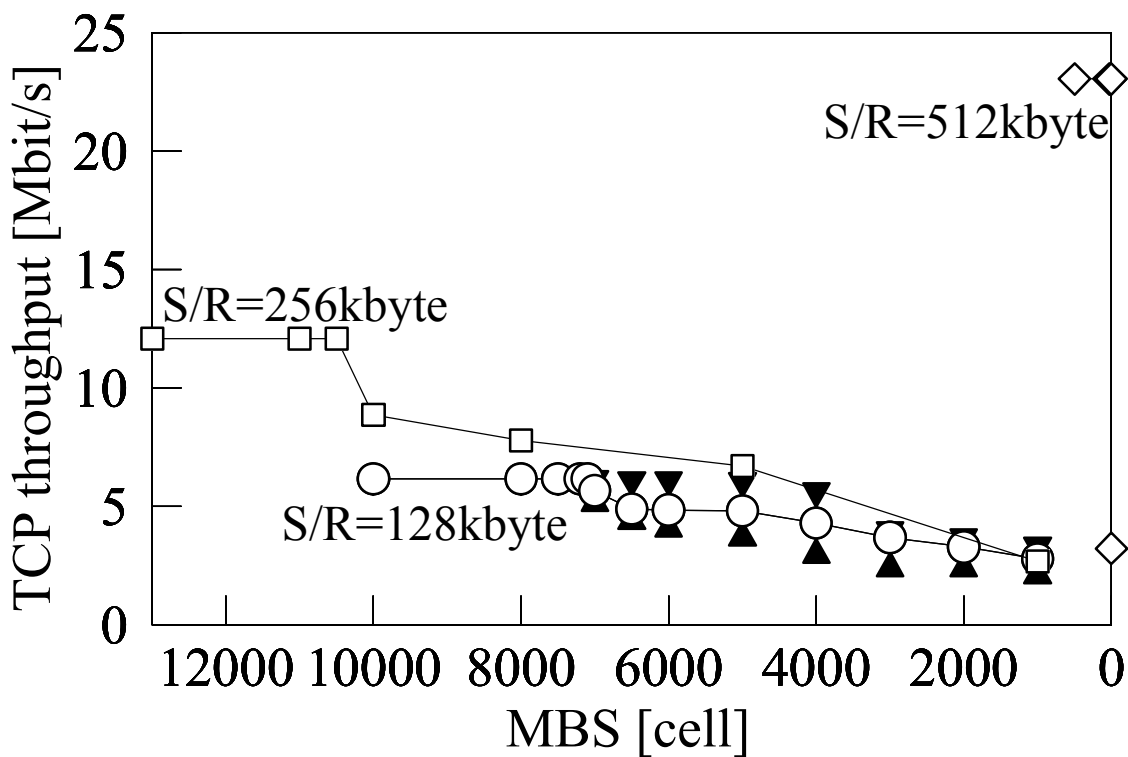


図 3-10 不十分な MBS が UPC 機能に設定された場合の TCP スループット (4 本のコネクションの総和)

一方、S/R バッファサイズが 512k バイトの場合、4 本の多重された TCP トラフィックは、ほぼ固定速度となっている。これは、多重化される ATM LAN スイッチ内の出回線バッファに、常に複数コネクションからのトラフィックが存在している状態である。従って、各

TCP コネクションにおいて連続して送出されるセグメントは、出回線において他の TCP コネクションからのセグメントと1セル単位で多重される確率が高くなる。このように多重されたトラフィックにおいて、連続するセル廃棄が発生すると、複数コネクションに同時に影響を与えることを意味する。さらに、3.4.1 節の(4)の考察からも明らかなように、本実験条件では、非常に小さな MBS が UPC 機能に設定されており、セル廃棄の発生頻度も高い。これらの理由により、急激な TCP スループットの劣化傾向を示したものと考えられる。

- (2) 図 3-11 に示すように、UPC 機能において設定する SCR を、表 1 に示した SCR より減少させ、セル廃棄を発生させた。MBS を減少させた(1)の場合と比較して、S/R バッファサイズに関わりなく全ての領域で、TCP スループットは急激に劣化していることがわかる。これは、3.4.1 節の(3)で述べたように、SCR を減少させると、図 2 に示すように、その TCP トラフィックを収容するのに必要な MBS が、UPC 機能に設定された MBS に比べて急激に増加する。このため、セル廃棄が常に発生している状態となり、複数本の TCP コネクションからのトラフィックの混在の程度に関わりなく、全ての TCP コネクションにおいて、TCP スループットは急激に劣化する。

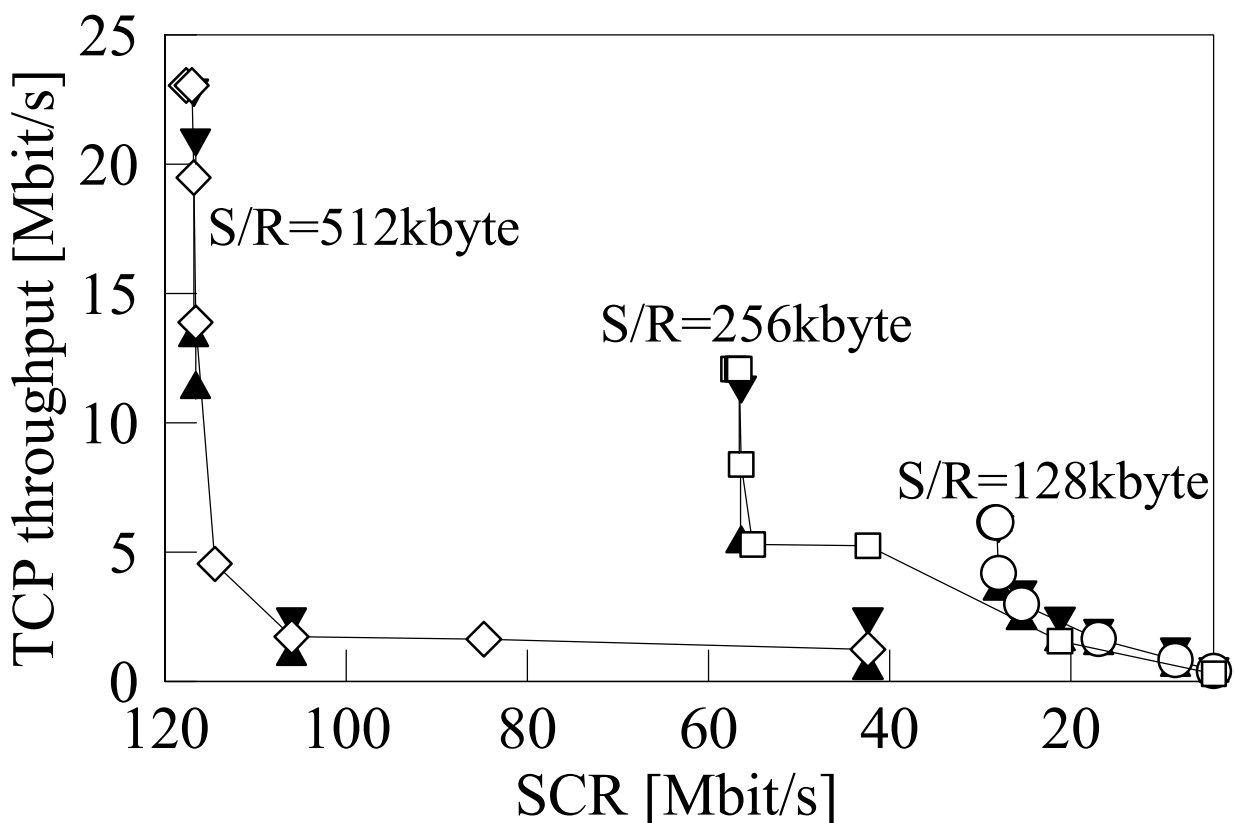


図 3-11 不十分な UPC 機能が設定された場合の TCP スループット (4 本のコネクションの総和)

- (3) この試験においては、トラヒック特徴づけ試験と異なり、10回のスループットの測定値の差異は小さかった。

### 3.5 ウィンドウスケールオプションによる収容に関する考察

ウィンドウスケールオプションを用いた場合の TCP トラヒックの VBR による収容に関して、以下のことが明らかとなった。

- (1) RTT が 160ms 程度の長距離の ATM 回線においては、同時に通信を行う TCP コネクションの上限が決まっていれば、UPC によるセル廃棄が発生しないのに十分な MBS と SCR は、S/R バッファサイズ、MSS、RTT より概算した理論値により推定可能である。従って、トラヒックシェーピングを行わない TCP トラヒックを、VBR により収容することが可能であると考えられる。
- (2) ウィンドウスケールオプションを用いた TCP 通信を行う場合において、不十分な性能の TCP 端末を使用すると、GCRA を模擬する方法のみにより、最適と考えられる SCR と MBS は定量できなかつた。そこで、概算した SCR の理論値を用いて、この SCR に対応する MBS を、GCRA を模擬した結果より得た。これより、得られた MBS は MBS の理論値と比べて非常に小さい値となった。従って、このように TCP 端末の性能が遅い場合、SCR として理論値を、MBS としてこの SCR に対応する GCRA の模擬により得た値を、UPC 機能に設定することが有効と考えられる。
- (3) PCR の契約値を 155Mbit/s として、1本の TCP コネクションを広域 ATM 網に収容した場合、S/R バッファサイズが 128k~2.5M バイトの範囲内では、TCP トラヒックより求めた MBS は、その理論値よりも極端に小さい値となった。従って、S/R バッファサイズが 1M バイト以下の通常の使用条件では、S/R バッファサイズに対応する MBS を確保する必要はないと考えられる。
- (4) RTT が 160ms の場合でも、S/R バッファサイズが 512k バイトを超えると、PCR の契約値が 45Mbps~155Mbps の ATM 回線を用いても、1~4 本程度の TCP コネクションで、ほぼ物理回線が飽和し固定速度通信となる。このような条件下で、不十分な SCR や MBS を UPC 機能に設定すると、極端なスループットの劣化を招く可能性がある。
- (5) 1本の TCP コネクションの場合、推定した SCR と MBS よりも少しでも小さな値を UPC 機能に設定して TCP 通信を行うと、ウィンドウサイズが小さい通常の TCP 通信の場合と同様に、スループットが急激に劣化した。
- (6) 複数本の TCP コネクションを多重した場合、推定した MBS を徐々に小さく設定していても、ウィンドウサイズが小さい通常の TCP 通信の場合と同様に、スループットの劣化割合が小さかった。しかしながら、推定した SCR を徐々に小さく設定していくと、通常の TCP 通信の場合と異なり、スループットは急激に劣化した。

本章では、ウィンドウスケールオプションを用いて、大きなウィンドウサイズを用いた場合のTCP通信を、VBRに基づいて広域ATM網に收容する方法を検討した。まず、VBRパラメータであるSCRおよびMBSを用いた時のTCPトラヒックの特徴づけの実験を行い、TCPトラヒックの振舞いに対応する値を定めた。さらに、これらのSCRとMBSの組を基準とし、不十分なVBRトラヒック契約値を与えた場合のTCPスループットの劣化を実験的に評価した。

これらの結果は、通常のウィンドウサイズを用いたTCP通信を広域ATM網に收容した時の結果と比較して、TCP 端末の処理速度により、大きな影響を受けることがわかった。また、複数本のTCP コネクションが多重される場合において、UPC 機能に不十分なSCRを設定すると、通常のウィンドウサイズによるTCPスループットの劣化に比べて、より急激に劣化することも明らかにした。

## 4 SCD を用いた ATM 網の輻輳制御方式とその評価

本章では、SCD と呼ばれる ATM VBR における選択的セル廃棄オプションを適用して輻輳制御を行った際の TCP/IP 通信のスループットに与える影響について、実験的評価を行い、その結果について考察を行った。

ATM パラメータとして、2 章や 3 章で論じた PCR, SCR, MBS のみを用いた場合と比較して、SCR を用いることにより、ATM 物理回線の利用効率を低下させることなく、収容する複数の TCP/IP 通信の公平性を高めることが可能となる。

### 4.1 ATM VBR における選択的セル廃棄

広域 ATM 網への TCP/IP 通信の収容においては、広域網への過剰トラヒックによる輻輳状況を発生させないため、ピーク速度である PCR のみを規定する CBR (Constant Bit Rate) による収容方法と、VBR による収容方法が一般的であり<sup>[3-1~2]</sup>、後者の VBR による収容の方がベストエフォート通信である TCP/IP トラヒックの収容にとっては、収容効率の観点から効率的である。SCD は、ATM スイッチが輻輳時にセルを選択的に廃棄するための ATM スイッチにおける制御手法であり、ユーザ端末側が指定できる ATM ヘッダ内の CLP ビットの有無により輻輳時のセル廃棄の可否を行う。

以下では、ベストエフォート通信である TCP/IP トラヒックを、SCD を用いた VBR による契約で広域 ATM に収容する際の動作について説明する。まず、ユーザ側の端末が PCR に従っているものの、SCR と MBS は従っていない TCP/IP トラヒックを ATM セルとして送出する。広域網の送信側 ATM スイッチは、UPC により契約外のレートでのセルの送出についてポリシングを実施する。ポリシングは、PCR 用のリーキーバケットアルゴリズムにより不適合となったセルが廃棄された後、SCR, MBS 用のリーキーバケットアルゴリズムに従い不適合となったセルには、セル廃棄を行わず CLP ビットを 0 から 1 に変更することにより、実施される。この CLP ビットの 0 から 1 への変更をセルタギングと呼び、そのセルをタグドセルと呼んでいる。このタグドセルは、広域 ATM スイッチの出力回線バッファの送出待ちセルの占有率が、特定の SCD のしきい値を超えた場合のみ、出力回線バッファにより廃棄される。この収容方法は、ATM スイッチが輻輳をしていない限り、全ての入力パケットを廃棄せずに広域回線に収容するが、輻輳時には、あらかじめユーザによって申告された SCR と MBS よりも超過したセルについては廃棄され、超過していないセルについては、通信を保障されるという制御方法である。

このため、SCD を用いた VBR については、広域 ATM スイッチにおける輻輳時の TCP/IP スループットの評価が重要であり<sup>[4-1]</sup>、その評価指標として、回線利用率と公平性を本評価では採用する。回線利用率は、ATM 中継回線速度に対する、収容されるユーザネットワークからの複数 TCP/IP 通信のスループットの総和の比率で評価を行い、公平性については、個々の TCP/IP スループットが UPC により制御された結果のばらつきの評価を行う。

## 4.2 実験方針と実験構成

### 4.2.1 実験方針

SCDを用いたVBR：予め申告したSCRとMBS値に基づくUPC機能で申告値を超過したセルに以下の実験方針に基づき、評価を実施した。

- (1) SCDを用いたVBR，通常のベストエフォート型収容形態であるUBR，SCDを用いないVBRの比較を行うため，以下の設定を，広域ATMスイッチにおいてそれぞれ行った。
  - a) SCDを用いたVBR：広域ATMスイッチにおいて，予め申告したSCRとMBSの値から外れたセルに対して，CLPビットによるタグ付けを実施する．輻輳時に選択的セル廃棄を行うSCDのしきい値は，出力回線バッファの送出待ちセルの占有率を50%から95%まで変化させて評価を行う．このSCDのしきい値を超えた時点でタグドセルを廃棄して，出力回線バッファのオーバフローによる，申告値に従ったセルが廃棄されない様な制御が行われる．
  - b) UBR：広域ATMスイッチにおいてUPC機能を働かせず，ベストエフォート型収容形態であるUBRとして運用を行う．この場合，広域ATMスイッチ側で輻輳が発生した場合，出力回線バッファのオーバフローによるセル廃棄がランダムに発生することになる
  - c) SCDを用いないVBR：この広域ATMスイッチでの収容方法については，a)の場合と異なり，予め申告したSCRとMBS値に基づくUPC機能で申告値を超過したセルに対して，輻輳の有無にかかわらず，タグを付けるのではなく，その場で廃棄を行う手法である．このため，出力回線バッファのオーバフローをa)と比較して抑圧することが可能であるが，広域ATM中継回線の回線利用率を最大限に活用するポリシーではないため，実験的評価により定量的比較を行う必要がある．
- (2) 本評価においては，1本のTCPコネクションについては，1本のATM VC (Virtual Channel)に収容される．ポリシングに関しては，VBRにおいては，下記の2レベルのUPCを実行することが可能である。
  - a) VCレベルのポリシング：このポリシングのターゲットは個々のTCPコネクションに対するもので，そのTCPコネクションに対してUPCを実施する．本ポリシングは，公平性の観点からは，2章や3章の評価からも明らかな通り，一番正確にTCPスループットの公平性を実現できる手法である．
  - b) VPレベルのポリシング：このポリシングのターゲットは，広域ATMスイッチの同一の入力回線に収容される複数本の多重TCPトラヒックに対して実施されるものである．その際に，ATMセルヘッダ内のVP (Virtual Path)の識別子であるVPI (VP Identifier)で，これらの多重TCP/IPトラヒックは収容されるため，同一の番号を指定する必要がある．



本章の評価においては、個々のTCP/IPスループットの公平性を保つ観点から、ポリシング手法としては、前者のVCレベルで実験評価を行うこととした。

- (3) TCPコネクションの収容本数については、予め実施した事前試験にて、セル廃棄が発生しないTCPコネクションの収容本数から、徐々に本数を増やしていき、多くのセル廃棄が発生する本数を把握した。本評価においては、広域ATMスイッチにてセル廃棄が発生する状況のTCPコネクションの収容本数を実験条件として設定を行う。
- (4) 公平性の評価を実施するため、TCP/IPトラヒックとして均一な送受信ソケットバッファサイズ (S/Rバッファサイズ)だけでなく、異なるS/Rバッファサイズについても評価を実施することとする。
- (5) VCにおけるSCRやMBSの設定方法については、以下の方針にて設定を行うこととした。
  - a) それぞれのSCRの値は、該当するVCに含まれるTCPコネクションのS/Rバッファサイズに比例した設定とする様に対応させる。
  - b) 広域ATMスイッチに収容される全てのVCのSCRの値の総和は、実際の商用環境を考慮して、ATM中継回線速度を超えない様に設計を行う。このため、広域ATMスイッチにおいて、平均速度に相当するSCRの値のオーバースペッキングは行わないことを意味する。
  - c) MBSについては、2章や3章での実験評価を通じた知見より、TCPコネクションのS/Rバッファサイズから決定する。実際の設定値については、以下のオーバーヘッドを考慮して決定される。
    - ATMセルヘッダ (5バイト)
    - AAL5 (ATM Adaptation Layer Type 5)のパディングフィールドとトレーラ
    - TCP/IPヘッダ (20バイト)
  - d) LLC/SNAP (Logical Link Control / Sub-Network Access Protocol)は、本実験におけるカプセル化手法としては、使用しないこととした。
- (6) 本評価においては、ワークステーションの代わりに汎用PCを採用しているが、3.3.1節での知見に基づき、このPCの性能がTCPスループットのボトルネックとならない様に、8台のPCを利用した。実際のTCP/IP通信については、ロードバランスを考慮し、異なる送受信PCペア間で分散させて、TCP/IPコネクションを確立する様に調整を行った。
- (7) 長距離通信、ならびに、短距離通信の双方を評価するため、PC間に異なるRTT値を設定した。
- (8) MSSについては、本評価においては2種類の値を採用した。1つの値はローカルLANでのEthernetの利用を前提に決定した。もう1つの値については、S/Rバッファからのユーザデータの読み込みサイズに合わせた値を設定した。具体的には、ATM NIC (Network Interface Card) のMTU (Maximum Transmission Unit)を用いた時、1TCPセグメントとして送出可能な最大ユーザデータサイズを考慮して決定した。
- (9) PCRシェーピングについては、送信側PCにて実施することとした。その理由は以下の通りである。

- a) 広域ATMスイッチにおける3種類のトラフィック制御手法について評価を行うため、広域ATMスイッチにおけるPCRによるUPCポリシングによるセル廃棄は発生させず、SCRによるUPCポリシングによるセル廃棄の効果について、評価する必要があるため。
- b) ユーザ側のATM LANスイッチでのオーバフローによるセル廃棄を発生させてしまうと、広域ATMスイッチにおける本評価の目的に特化できないため。

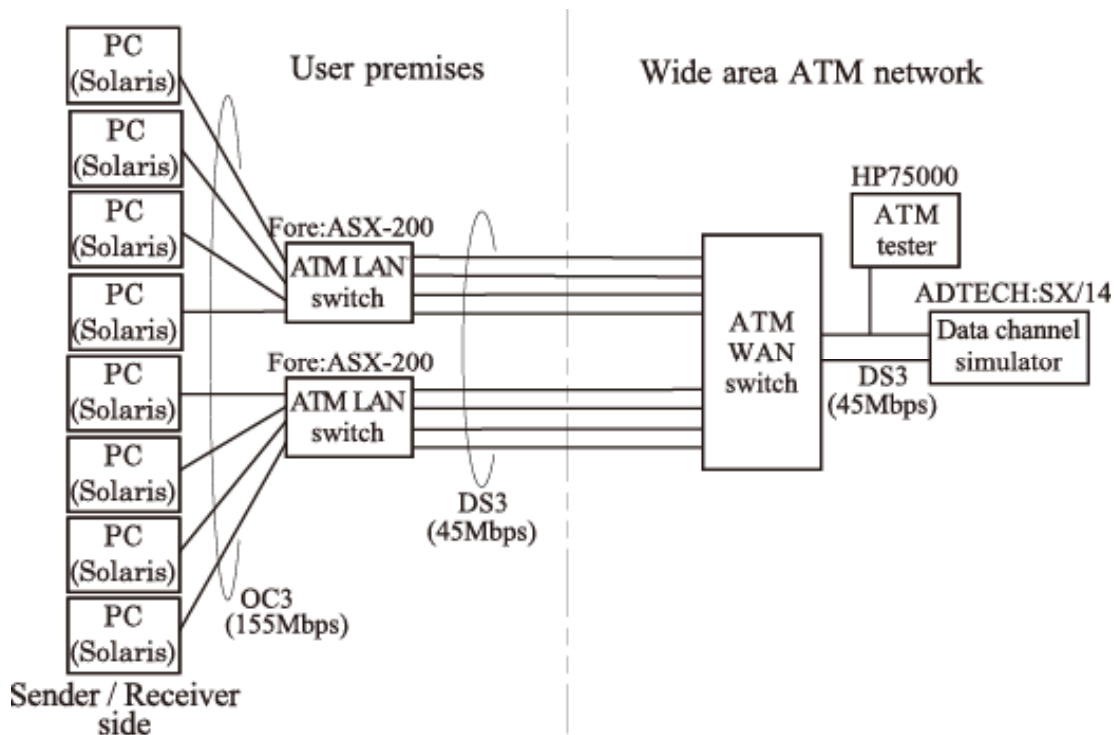


図 4-1 SCD を用いた ATM 輻輳制御実験構成

#### 4.2.2 実験構成

図4-1に本評価のための実験構成を示す。8台のPCは、ATM NIC (Fore PCA-200EUX/OC3SC)カードを装着している。また、6台のPCはEPSON DIRECT AT-700Cを用い、その他の2台についてはMICRON SE440BX2-ATを用いた。これら8台のPCは、全て450MHz駆動のPentium IIプロセッサが内蔵されており、OSとして、Solaris 2.6が動作している。各PCは、ATM LANスイッチ (Fore AXS-200BX)に155MbpsのOC3-c回線を用いて接続されており、広域ATMスイッチには、45MbpsのDS3回線を経由して、接続されている。また、上述の通り、送信側PC端末においては、PCRシェーピングが出力回線バッファのオーバフローを回避するために実行されており、ATM LANスイッチにおけるセルロスが発生しない様にプロビジョニングされている。

一方、広域ATMスイッチにおいては、8本のDS3回線が1本のDS3回線のATM中継回線として、多

重化されている。また、広域ATMスイッチの出力回線バッファサイズとしては、デフォルト値として8320セルを設定した。また、ローカルのATM LANスイッチにおける出力回線バッファサイズとしては、一般的な設定である、15000セルから30000セルまで可変設定とした。一般的に、広域ATMスイッチは遅延の影響を最小化することが求められるため、上記の値の設定は商用通信環境としては、妥当であると思われる。

また、広域ATM中継回線上には、実ネットワーク環境を模擬するため、データチャネルシミュレータ (ADTECH SX/14)とATMテスタ (HP75000)が接続されている。データチャネルシミュレータの挿入は、広域ATM回線の伝送遅延を挿入する目的であり、ATMテスタの挿入は、広域ATM中継回線の利用率のモニタが目的である。なお、tcpというフリーソフトにより、各PC間でのTCP/IP通信の設定とスループットの測定が実行できるため、本ソフトの実行時間を指定できる様にプログラムを修正して評価のための利用を行った。これにより、S/Rバッファサイズやユーザデータサイズ等、種々のTCPパラメータを変化させた場合のTCPスループット (ftpの様にTCP/IP通信で実現可能な最大のトラフィックを通信させようとした場合の有効送信データの最大速度)を簡易に計測する環境を構築した。

上記以外の詳細な実験パラメータは以下の通りである。

- (1) TCP/IPソフトウェアとしては、PCにインストールされたOSであるSolaris 2.6で提供されているソフトウェアを採用した。Solaris 2.6は、UNIX System V Release 4 (SVR4)をベースとしたOSであり、SVR4のTCP/IPソフトウェアは、4.3 BSD (Berkeley Software Distribution) UNIXのTahoe版<sup>[4-2]</sup>ではなく、Reno版<sup>[4-3]</sup>をベースとして開発されている。本TCP/IPソフトウェアは、スロースタートやコンジェスチョンアヴォイダンス、ファストリトランスミッション等の各アルゴリズムを実装しているだけでなく、新しいTCP輻輳制御アルゴリズムである、ファストリカバリアルゴリズムも実装されている<sup>[4-4]</sup>。
- (2) TCPコネクション数については、3.3.1節の議論に基づき、24本を設定している。
- (3) S/Rバッファサイズについては、均一なTCP/IPトラフィックに関する通信実験では、48kbyteを採用した。一方、不均一なTCP/IPトラフィックに関する通信実験では、8本を24kbyteとして、16本を48kbyteとして設定を行った。この結果、SCRとMBSの値としては、以下の値を設定した。

- 均一なTCP/IPトラフィック収容実験時 :

SCR=1.69 Mbit/s, MBS=1078セル

- 不均一なTCP/IPトラフィック収容実験時 :

SCR(24kbyte)=1.02Mbit/s, MBS(24kbyte)=539セル

SCR(48kbyte)=2.03Mbit/s, MBS(48kbyte)=1078セル

- (4) PCRシェーピング値は、セルヘッダのオーバーヘッド分を計算の考慮にいれて、35Mbit/s固定とした。
- (5) TCP/IP通信のスループット測定時間としては、300秒固定とした。
- (6) RTT値としては、短距離通信として10msを、長距離通信として160msを設定した。本値の設定は、2章、3章の設定値を参考として、国内通信、国際通信の場合を前提としている。
- (7) ユーザデータサイズは、8192バイト固定とした。MSSに関しては、EthernetのMTUサイズを考慮した1460バイト、ならびに、採用したユーザデータサイズと同一の8192バイトの2種類の値を評価のために採用した。

### 4.3 TCP/IP スループット測定実験結果

#### 4.3.1 回線利用率

図4-1の実験構成に基づき、SCDを用いたVBR、UBR、SCDを用いないVBRのそれぞれの環境下において、個々のTCP/IPスループットの測定を実施すると共に、広域ATM中継回線側の回線利用率について計算を行った。表4-1に、3種類のATMサービス種別により、S/Rバッファサイズが48kbyteの均一なTCP/IP通信を収容する場合における、回線利用率に関する計測結果について示す。

表からもわかる通り、SCDを用いたVBRやUBRについては、95%を超える回線利用率を示している。これは、上記2つのATMサービス種別においては、輻輳が発生してセル廃棄が行われても、TCP/IPスループットが劇的に低下することがないことを示している。この結果が意味しているところは、セル廃棄がTCP/IPパケットのロスを引き起こすが、この結果、TCPレベルの再送制御や輻輳回避制御が、複数TCP/IPコネクションの一部のみにしか同時に発生しないため、中継回線の有効利用が図られていることに起因するものと考えられる。

一方、SCDを用いないVBRについては、RTTが160msの際に回線利用率が65 %程度であり、RTTが10msの際には回線利用率が40～50 %程度と更に低くなっている。本実験では、SCRの値は広域ATM中継回線を収容するVCの本数により均等に分割して設定しているため、TCP/IPの特性を考慮せず、結果的に、SCRに従っていないセルを送出していることに起因するものである。理想的には、広域ATMスイッチ側で設定されるSCRは、2章、3章に基づき、S/RバッファサイズやRTTに基づき決定される必要がある。しかしながら、広域網へ多数のTCP/IPコネクションを収容するため、端末側でSCRとMBSに基づくシェーピングを行うことができない場合、SCR、MBSの申告値を超過したセルのUPCポリシングによる廃棄は、TCP/IPスループットの大幅な性能劣化を引き起こす<sup>[3-3~5]</sup>。これらの状況は、TCPセグメントのロスがない理想時のスループットの総和が、設定されたSCRの値と比較して、その乖離が大きい時に、更なる深刻な利用率の低下を引き起こす。具体的には、RTT=10msの際には、RTT=160msの際よりも、収容TCPスループットの総和と設定されたSCR値との乖離が大きいため、回線利用率がさらに低くなっているものと考えられる。

表4-1 ATMサービス種別毎のATM中継回線利用率(収容TCP  
コネクション数：24本， S/Rバッファサイズ48kbyte)

RTT	ATM サービス種別	MSS	ATM 中継回線利用率
10 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	95.36 %
		8192 byte	98.37 %
	UBR	1460 byte	96.03 %
		8192 byte	98.12 %
	SCD を用いない VBR	1460 byte	49.90 %
		8192 byte	41.33 %
160 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	96.12 %
		8192 byte	96.89 %
	UBR	1460 byte	97.19 %
		8192 byte	97.26 %
	SCD を用いない VBR	1460 byte	65.17 %
		8192 byte	67.36 %

SCD閾値を変化させた場合のSCDを利用したVBRにおけるATM中継回線利用率の変化について、図4-2に示す。図に示す通り、SCDの閾値が90 %を超過する領域では、回線利用率は95 %以上となっている。一方、SCDの閾値が90 %よりも低くなるにつれ、回線利用率は徐々に低下してくる。図に占めずRTTとMSSの4つの組み合わせ条件を比較した場合、RTTが10 msでMSSが8192 byteの場合は、SCDの閾値が80 %程度でも、回線利用効率が95 %程度を維持していることが分かるが、これは、RTTが小さい値によりTCPスループットが通常時でも高い値を示すことに加え、セル廃棄に起因するTCPセグメントの再送時でも、大きなMSSの値によりスロースタートアルゴリズムの影響を最小化するべく、急激に輻輳ウィンドウを拡大できることが理由として考えられる。

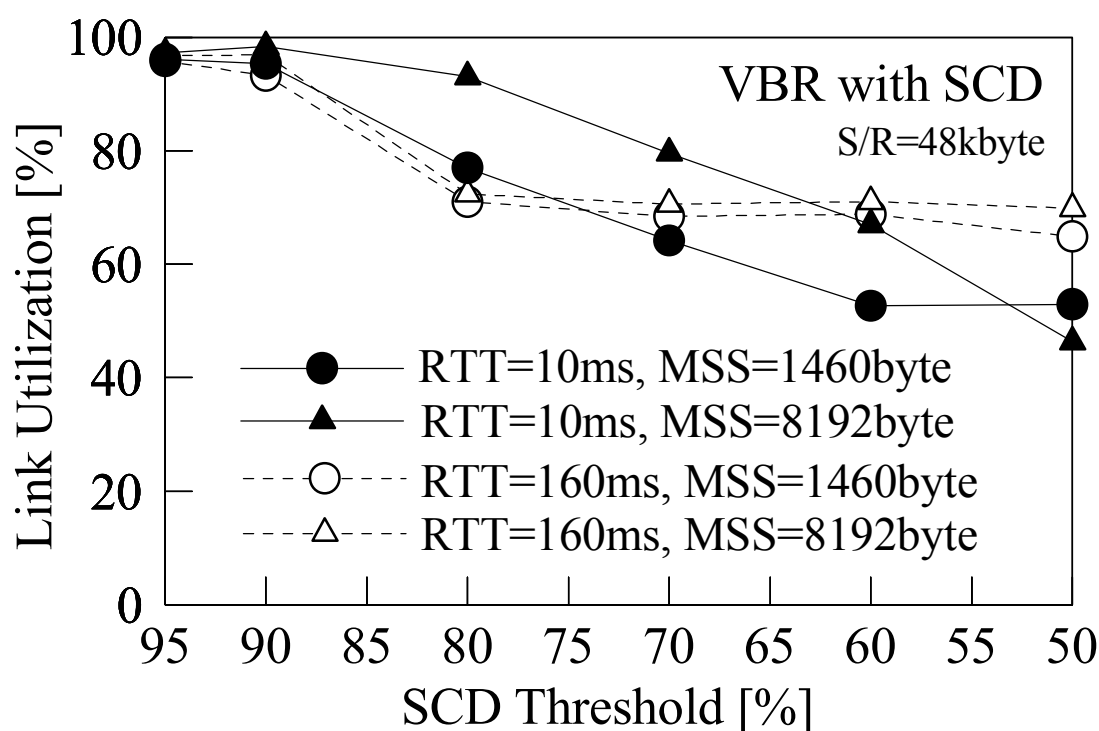


図 4-2 VBR SCD の閾値と ATM 中継回線利用率との関係

#### 4.3.2 同一の S/R バッファサイズにおける TCP/IP スループットの公平性

一旦輻輳が発生すると、たとえ同じTCP/IPパラメータやネットワーク条件下でも、收容されるTCP/IPスループットの最大値と最小値の差分は、大きくなっていく。本節では、同一のS/Rバッファサイズによる均一なTCP/IPトラヒックにおける、輻輳時のスループットの公平性について論じる。実験により、以下の結果が明らかとなった。

- (1) 表4-2に3種類のATMサービス種別毎に計測を行った結果として、各VC毎に收容されるTCP/IPスループットの最大値、最小値、平均値、ならびに、その各測定間の標準偏差について、その結果を示す。4.3.1節にて言及した通り、SCDの閾値を90%としたVBRでは高い回線利用効率が得られたが、公平性の評価では、SCDを利用したVBRが、各TCP/IPスループットのばらつきが一番小さいものの、SCDを利用しないVBRについても、比較的ばらつきが小さく抑えられた。一方、UBRに收容されたTCP/IPスループットは、その最大値と最小値の差や標準偏差で示されるばらつきが、非常に大きいことが計測された。これらの結果より、VBRによるTCP/IP通信の收容は、公平性の観点からUBRよりも優れているという知見を得ることができる。
- (2) 表4-2において、TCPスループットの平均値がATMサービス種別毎に示されているが、SCD

表4-2 ATMサービス種別毎のTCPスループットの公平性  
 (収容TCPコネクション数：24本,  
 S/Rバッファサイズ48kbyteの均一通信時)

RTT	ATM サービス種別	MSS	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	1.399/1.385/1.392/3.45e-3
		8192 byte	1.886/1.301/1.500/1.39e-1
	UBR	1460 byte	2.500/1.166/1.402/2.89e-1
		8192 byte	2.096/1.224/1.496/3.80e-1
	SCD を用いない VBR	1460 byte	0.769/0.706/0.729/1.69e-2
		8192 byte	0.659/0.609/0.630/9.30e-3
160 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	1.415/1.389/1.403/6.47e-3
		8192 byte	1.483/1.448/1.477/4.36e-3
	UBR	1460 byte	2.011/1.139/1.419/2.51e-1
		8192 byte	2.050/1.121/1.383/2.97e-1
	SCD を用いない VBR	1460 byte	0.963/0.941/0.951/5.93e-3
		8192 byte	1.037/0.996/1.027/8.65e-3

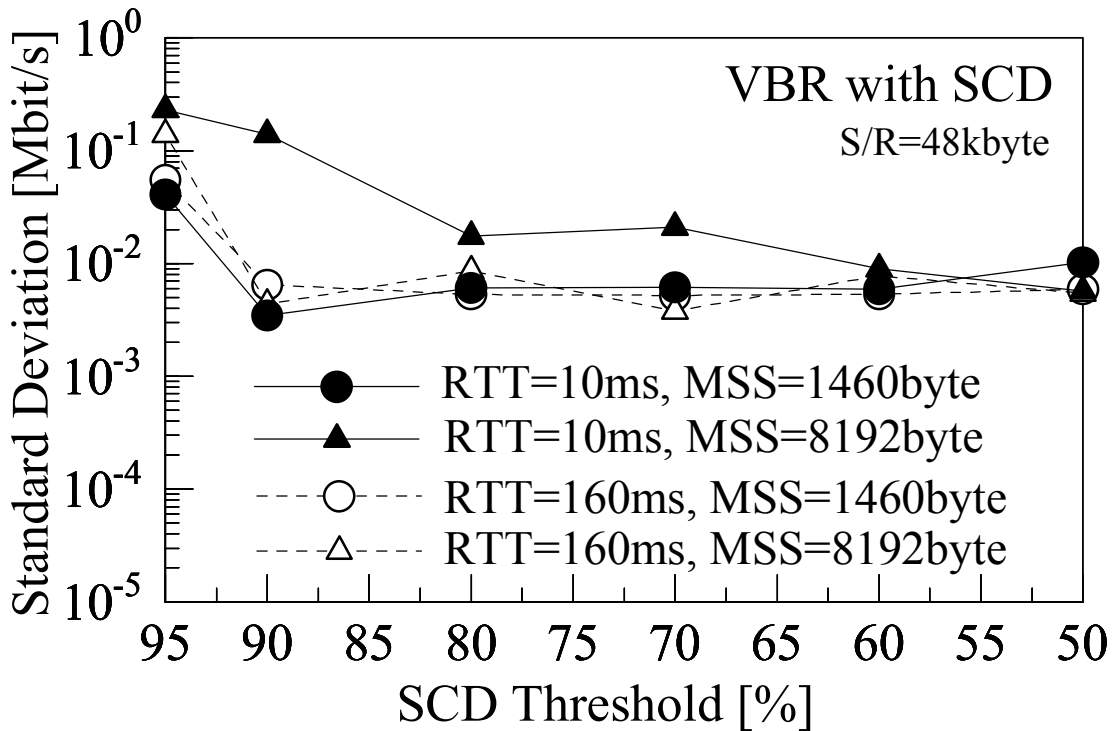


図 4-3 VBR SCD の閾値と各 TCP スループット間の標準偏差との関係

を利用しないVBRについては、4.3.1節でも言及した通り、UPCポリシング廃棄により非常に低い値を示す。上記の結果より、SCDを用いたVBRによる複数本のTCP/IP通信の利用は、公平性の観点からも、高い広域ATM中継回線の利用率向上、言い換えれば、個々のTCP/IPスループットの平均値の向上の観点から、非常に有効な手法であると結論付けられる。

- (3) SCDの閾値と公平性の関係について、詳細を解析するため、様々なSCDの閾値とTCPスループットの標準偏差との関係について、計測実験を行った。図4-3にその結果を示す。図に示す通り、SCDの閾値が90%以下の場合においても、標準偏差のオーダーは10kbit/sであり、TCPスループットのオーダーが1Mbit/sであることから考えても、公平性の観点から、SCDを用いたVBRによるTCP/IP通信の収容は一般的に有効であると考えられる。ただ、特異なポイントとして、図4-3におけるRTTが10msでMSSが8192 byteの時、標準偏差が100 kbit/sオーダーとなっており、UBRにおける標準偏差とほぼ同レベルの値を示している。

この上述の例外条件は、前節でも言及した通り、セル廃棄が発生しても急激にTCPの輻輳ウインドウサイズが元に戻ることで理由として考えられる。具体的には、広域ATMスイッチでの輻輳発生が、各TCP/IPトラフィック量のバースト性が高いため、SCDが働いていてもATMスイッチの出力回線バッファのオーバーフローの回避には役立たず、UBRと同様、オーバーフローによる、セル廃棄が発生しているためであると推察される。

- (4) 各々のTCP/IPコネクションに対する公平性について、より詳細に解析するため、図4-4にRTTが160 ms、MSSが8192 byteの際のTCPスループット値に対するヒストグラムを示す。

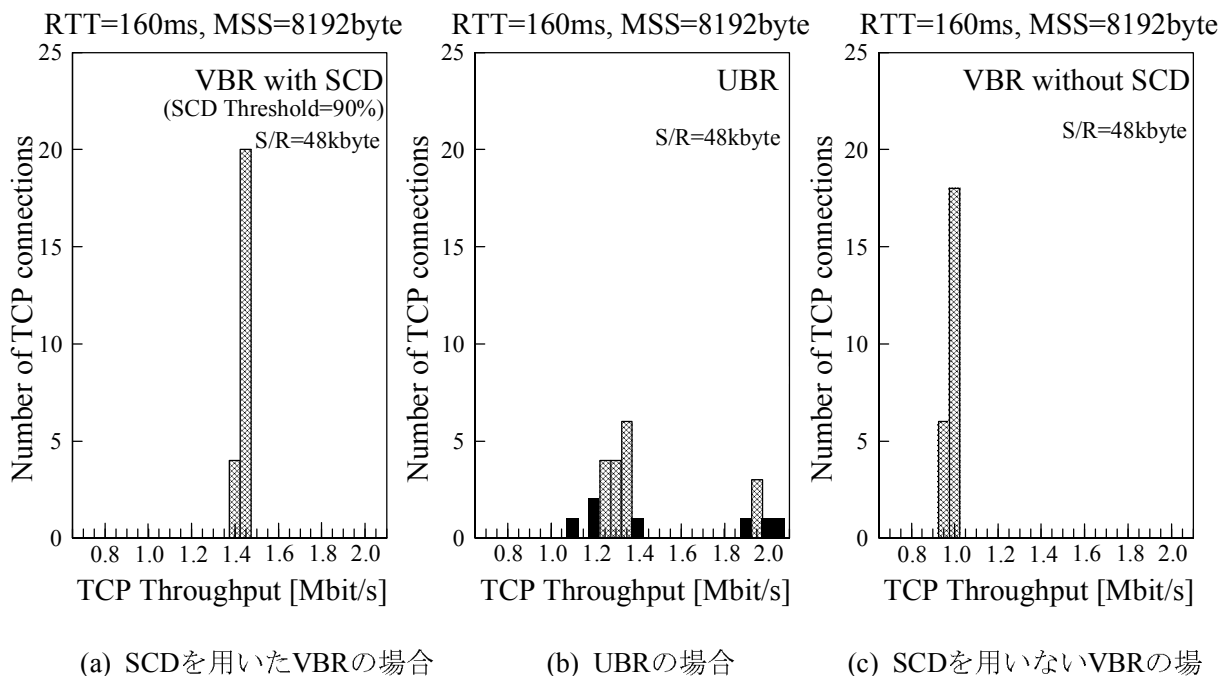


図 4-4 TCP/IP スループット値に対するヒストグラム  
(S/R バッファサイズ=48 kbyte の均一通信時)



図4-4 (b)のUBRの場合、得られたTCPスループットは、広いスループットの範囲にばらつき、1.5 Mbit/s近傍と2.0 Mbit/s近傍の2つのピークが観測されている。この現象は、異なる2種類のPCを実験端末として利用していることが原因として考えられる。本実験で利用した全8台のPCは、同一のCPUとOSを採用している。しかしながら、個々の通信スループット結果を解析した結果、MICRONのPCを送信側端末として利用した場合のTCPスループットが2 Mbit/s近傍の値を示したのに対して、EPSONのPCを送信側端末として利用した場合のTCPスループットは1.5 Mbit/s近傍の値を示したことから推論された。一方、(a)のSCDを利用したVBRや(c)のSCDを利用しないVBRの場合、TCPスループットの送信端末側の機種依存性はなくなり、ほとんどヒストグラムからは、ばらつきが見えなくなる。

### 4.3.3 異なる S/R バッファサイズにおける TCP/IP スループットの公平性

異なる S/R バッファサイズとして、8本の24 kbyteのTCP/IP通信と、16本の48 kbyteのTCP/IP通信を広域ATMスイッチに收容した場合のTCP/IPスループットの公平性について、評価を行った。表4-3には、MSSが1460 byteの際の評価結果を、表4-4には、MSSが8192 byteの際の評価結果について、それぞれ示す。SCDの閾値は90%を基本設定としているが、前節での結果から、RTTが10 msでMSSが8192 byteの条件においてのみ、出力回線バッファのオーバーフローの発生を回避するため、SCDの閾値をより低い80%の値に設定している。また、図4-5にRTTが10 ms、MSSが8192 byteの際のTCPスループットのヒストグラムによる公平性について示す。

これらの結果より、SCDの利用の有無に関わらず、VBRを利用した時のTCPスループットのばらつきは、UBRを利用した時のばらつきと比較して、非常に小さい範囲に収まっており、特にS/Rバッファサイズが大きい48 kbyteの場合ほど、その傾向は顕著であった。その他の特性については、均一なS/Rバッファサイズを收容した場合の傾向と同一であったことも確認できた。

表4-3 ATMサービス種別毎のTCPスループットの公平性  
 (収容TCPコネクション数：24本, MSS：1460 byte, S/Rバッファサイズ：24 kbyte[8本]/48 kbyte[16本]の不均一通信時)

RTT	ATM サービス種別	S/R バッファ サイズ	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.822/0.803/0.810/5.8e-3
		48 kbyte	1.722/1.699/1.712/7.00e-3
	UBR	24 kbyte	1.926/0.801/1.108/3.46e-1
		48 kbyte	1.753/1.403/1.560/1.38e-1
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.648/0.628/0.636/6.44e-3
		48 kbyte	1.278/1.259/1.268/6.01e-3
160 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.839/0.827/0.834/4.44e-3
		48 kbyte	1.735/1.724/1.730/2.70e-3
	UBR	24 kbyte	1.013/0.817/0.881/6.79e-2
		48 kbyte	2.075/1.486/1.668/2.06e-1
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.542/0.519/0.531/7.52e-3
		48 kbyte	1.042/1.024/1.036/4.92e-3

表4-4 ATMサービス種別毎のTCPスループットの公平性  
 (収容TCPコネクション数：24本, MSS：8192 byte, S/Rバッファサイズ：24 kbyte[8本]/48 kbyte[16本]の不均一通信時)

RTT	ATM サービス種別	S/R バッファ サイズ	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.821/0.799/0.812/7.74e-3
		48 kbyte	1.758/1.729/1.739/4.62e-3
	UBR	24 kbyte	1.950/0.850/1.196/3.45e-1
		48 kbyte	2.014/1.381/1.606/2.24e-1
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.431/0.416/0.426/4.58e-3
		48 kbyte	0.749/0.699/0.730/6.69e-3
160 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.888/0.874/0.879/3.95e-3
		48 kbyte	1.779/1.748/1.768/6.86e-3
	UBR	24 kbyte	1.013/0.817/0.881/6.79e-2
		48 kbyte	2.075/1.486/1.668/2.06e-1
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.752/0.718/0.723/4.29e-3
		48 kbyte	1.503/1.488/1.497/4.82e-3

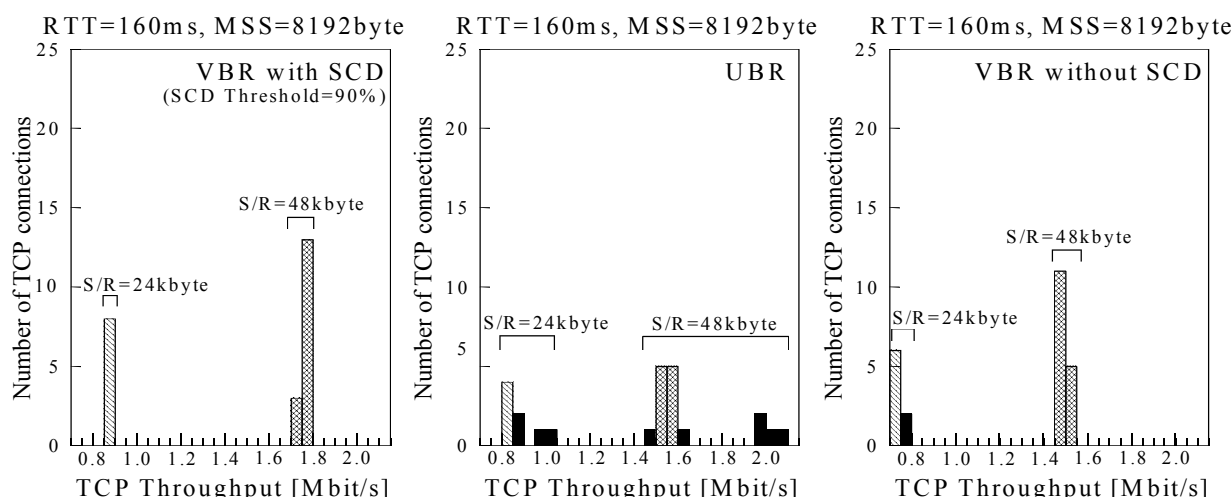


図 4-5 TCP/IP スループット値に対するヒストグラム  
(S/R バッファサイズ=24 kbyte/48 kbyte の不均一通信時)

#### 4.3.4 SCD を用いた VBR への複数 TCP コネクションの収容

前節までは、1本のVBR契約を行ったATMコネクション(VC)に対して1本のTCPコネクションを対応させて、その公平性について評価を行ったが、複数のTCPコネクションを1本のATMコネクションに対応させる通信形態が一般化している。このため、本節ではATMコネクションとしてVPに複数本のTCPコネクションを収容させ、SCDを利用したVBRサービスを適用した際のUBRやSCDを使わないVBRでの収容方法との差異について、公平性の観点から評価を行う。

実験については、図4-1と同様の構成で行う。8本のVPコネクションをATM LANスイッチと広域ATMスイッチの間に設定する。広域ATMスイッチは、ATM LANスイッチ側から流入してくるVPコネクション内のトラヒックに対して、UPCポリシングによるSCDを用いたVBR制御を行う。また、VPに収容されるTCPコネクション数は3本に設定した。このため、広域ATM網に収容される全TCPコネクション数は、24本である。なお、S/Rバッファサイズは、48 kbyte固定とした。一方、SCRとMBSの値としては、前節での設定方法に準拠して、5.08 Mbit/s、3234セルをそれぞれ設定した。その他のパラメータの条件は、前節と同様である。

表4-5に多重化された多重されたTCPコネクションのスループットの公平性について示す。表4-5の結果より、SCDを用いたVBRを用いた場合、UBRと比べて、各TCPスループットから計算された標準偏差が非常に小さいことが確認された。しかしながら、前節の結果と異なり、SCDを用いないVBRと比較すると、その標準偏差の差異があまり大きくなかった。PCの性能や、ATMスイッチのポート数等の実験環境の制約から、多くのTCPコネクションを多重化させることができないが、多重化度が上がるにつれ、SCDを利用したVBRの有効性は、SCDを利用しないVBRによる収容よりも、

より公平性の観点から有効性が高まると考えられる。

**表4-5 VP收容サービス種別毎の多重TCPスループットの公平性  
(收容VPパス数：8本, 各VPでのTCPコネクション收容数：  
3本, S/Rバッファサイズ：48 kbyteの均一通信時)**

RTT	ATM サービス種別	MSS	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	4.236/4.061/4.162/7.38e-2
		8192 byte	4.513/4.261/4.425/1.01e-1
	UBR	1460 byte	5.125/3.632/4.207/4.20e-1
		8192 byte	4.674/4.102/4.415/2.21e-1
	SCD を用いない VBR	1460 byte	2.255/2.138/2.186/4.17e-2
		8192 byte	2.087/1.822/1.958/9.47e-2
160 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	4.410/4.045/4.202/1.39e-1
		8192 byte	4.481/4.214/4.369/9.23e-2
	UBR	1460 byte	4.823/3.733/4.256/3.55e-1
		8192 byte	5.027/3.971/4.400/2.87e-1
	SCD を用いない VBR	1460 byte	2.968/2.729/2.835/9.49e-2
		8192 byte	3.160/3.013/3.057/5.04e-2

#### 4.3.5 広域 ATM 中継回線と收容 SCR との関係性

前節までの評価では、実験前提として、広域 ATM 網に收容される VBR で申告する SCR の値の総和として、広域 ATM 中継回線速度と同じ値を設定していたが、実際の商用環境では、SCR の総和が ATM 中継回線速度よりも小さい値で安全側に運用されるケースが多いと考えられる<sup>[4-5]</sup>。このため、本節では、このような条件下での公平性について、評価を実施した。本評価では、ATM 中継回線速度の 80% を收容される VBR サービスの SCR 総和として設定した。なお、MBS の値は従来と同様のポリシーにて値を設定した。

表 4-6 と表 4-7 に、同一の S/R バッファサイズを持つ TCP コネクションを收容した場合と、異なる S/R バッファサイズを持つ TCP コネクションを收容した場合の結果についての測定結果について示す。中継回線に対する SCR の総和を 100% とした前節までの評価結果と比較して、80% とした場合には、SCD を用いた VBR と SCR を用いない VBR の共に、TCP スループットの標準偏差が若干大きな値を示していることが分かる。

また、異なる S/R バッファサイズ間の公平性を評価するため、S/R バッファサイズが 24 kbyte 時の各 TCP スループットの平均値に対する、S/R バッファサイズが 48 kbyte 時の各 TCP スループットの平均値の比率を評価指標として定義した。表 4-8 に本評価指標を用い、各 ATM サービス種別毎に RTT や中継回線への SCR 総和の收容率が異なる条件下で測定を行った場合の結果について示す。RTT が 10 ms の場合、ATM 中継回線の余剰帯域が多くなると、異なる TCP コネクション種別間のスループ

ット比率は小さくなり、UBRのケースに近づく。これは、VBRトラフィックが余剰帯域を利用することにより、UBRの特性に近い振る舞いをすることを意味している。一方、RTTが160 msの場合は、VBRトラフィックが余剰帯域をあまり有効に使うことができないため、異なるTCPスループット間の比率は、余剰帯域の有無にあまり提供されない。

**表4-6 ATM中継回線速度よりも低いSCRを收容した場合のTCPスループットの公平性(收容SCRの総和／ATM中継回線速度：80%, S/Rバッファサイズ：48 kbyteの均一通信時)**

RTT	ATM サービス種別	MSS	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	1.403/1.367/1.389/9.81e-3
		8192 byte	1.796/1.298/1.476/1.13e-1
	SCD を用いない VBR	1460 byte	0.623/0.577/0.599/1.44e-2
		8192 byte	0.621/0.578/0.597/9.01e-3
160 ms	SCD を用いた VBR	1460 byte	1.403/1.372/1.392/8.39e-3
		8192 byte	1.501/1.451/1.467/9.91e-3
	SCD を用いない VBR	1460 byte	0.888/0.861/0.874/7.19e-3
		8192 byte	0.934/0.896/0.916/1.26e-2

表4-7 ATM中継回線速度よりも低いSCRを收容した場合のTCPスループットの公平性(收容SCRの総和／ATM中継回線速度：80%，S/Rバッファサイズ：24/48 kbyteの不均一通信時)

RTT	ATM サービス種別	S/R バッファサイズ	TCP スループット [Mbit/s] (最大/最小/平均/標準偏差)
10 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.986/0.883/0.922/3.92e-2
		48 kbyte	1.621/1.567/1.598/1.96e-2
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.364/0.346/0.354/6.59e-3
		48 kbyte	0.601/0.578/0.591/9.04e-3
160 ms	SCD を用いた VBR	24 kbyte	0.880/0.869/0.873/4.32e-3
		48 kbyte	1.701/1.677/1.691/9.12e-3
	SCD を用いない VBR	24 kbyte	0.615/0.588/0.601/9.82e-3
		48 kbyte	1.197/1.159/1.175/1.43e-2

表4-8 ATM中継へのVBR收容率の違いによる，異種TCP間における平均スループット比率(MSS：8192 byte，S/Rバッファサイズ：24 kbyte[8本]/48 kbyte[16本]の不均一通信時)

RTT	ATM サービス種別	SCR の総和／ ATM 中継回線	“S/R バッファサイズが 48 kbyte の 平均 TCP スループット”／ “S/R バッファサイズが 24 kbyte の 平均 TCP スループット”
10 ms	SCD を用いた VBR	100 %	2.114
		80 %	1.733
	UBR	—	1.408
	SCD を用いない VBR	100 %	1.994
80 %		1.669	
160 ms	SCD を用いた VBR	100 %	2.074
		80 %	1.937
	UBR	—	1.893
	SCD を用いない VBR	100 %	1.951
80 %		1.955	

#### 4.4 SCDを用いたTCP/IP通信の広域ATM網へのVBR収容に関する考察

本節では、SCDを用いた場合のTCPトラヒックのVBRによる収容に関して、各種実験評価を行い、以下のことを明らかとした。

- (1) 実験評価を通じてSCDを用いたVBRによるTCP/IP通信の収容は、以下の理由から最も有効な手法として考えられる。
  - a) SCDを用いたVBRは、UBRと比較して、広域ATM中継回線の利用率はほぼ同様の傾向を示すもの、各TCPスループット間の高い公平性を提供することができるが、評価結果から明らかとなった。UBRにおける公平性の変化は、TCPのスロースタート等の輻輳回避動作の影響度に大きく依存することも明らかとなった。TCPを利用しないUDPベースの音声や動画通信等のトラヒックについては、UBRによる公平性の確保は更に難しいと考えられる。
  - b) SCDを用いないVBRと比較して、SCDを用いたVBRは、公平性の観点からは同様の有効性を示す。しかしながら、ATM中継回線の有効利用の観点からは、SCDを用いないVBRと比較して、SCDを用いたVBRは非常に高い利用率を実現できることが、実験結果から明らかとなった。この様な評価結果となったのは、広域ATMスイッチのSCRとして、通常のTCP/IP通信がストレスなく通信した場合のスループットよりも小さい値を設定したためである。このことは、SCDを用いないVBRを広域ATMサービスとして利用してTCP/IP通信を行う場合、SCR/MBSシェーピングの必要性があることを意味している。しかしながら、ネットワークの輻輳が発生していない時でも、TCP/IPのベストエフォートでの効率的転送をSCR/MBSシェーピングが妨げることとなり、回線有効利用の改善には繋がらないと言える。
  - c) ABR (Available Bit Rate)<sup>[4-6]</sup>は、ATMネットワークへベストエフォート型の通信を収容するために有効な候補の1つである。しかしながら、ABRでATM制御を行うアルゴリズムは複雑であり、実装の観点からも非常に難易度が高いため、ATMスイッチやATM NICとして、商用化された製品についても、価格面が高いこともあり、あまり展開されていないのが実情である。
  - d) 上記の様な状況のため、GFR (Guaranteed Frame Rate)と呼ばれるフレームレベルでのMCR (Minimum Cell Rate)を保障し、MCRを超過した送出についてもユーザに許容するATM制御方式について、ATMフォーラムやITU-Tで標準化された<sup>[4-6~7]</sup>。いくつかのシミュレーションによる評価についても、GFRの有効性について論じられている<sup>[4-5, 8~10]</sup>。特に、左記の文献では、MCRの総和がATM中継回線よりも低い値の場合に、SCDを用いたVBRよりも有効性があることを論じている。しかしながら、GFRについては実装の複雑さから現状実装が行われていない。この様な状況下において、汎用のATMスイッチに実装されていて、比較的シンプルなアルゴリズムにより制御を行うSCDを用いたVBRは、実

際のユーザの通信の高品質化要求にも十分応えられている手法であると結論付けられる。

- (2) SCDを用いたVBRについては、ベストエフォート型のTCP/IP通信の収容の観点から有効であることを言及している。論文[4-5]と[4-8]においては、輻輳時におけるTCP/IPトラヒックの収容において、公平性の観点から非常に有効であることをシミュレーション結果により示している。また、得られたTCPスループットは理論値に近く、また、その最大値と最小値の差分が小さいことを結論付けている。本評価結果についても、基本的には上記論文の結果と同様の結論が得られた。本評価におけるコントリビューションとしては、実際に利用される商用ATMスイッチを用いた実際の実験的評価を行ったことであり、ATM中継回線の利用率や、それぞれのTCPスループット間の公平性について実データに基づき、論じたことである。
- (3) 本実験においては、ネットワーク事業者の観点から、SCRの値を決定するポリシーで評価条件を設定し、実際に評価を行った。しかしながら、SCDを用いたVBRは、ユーザからの要求ベースに値を決定しても、非常に有効な手法であると言える。また換言すれば、SCDを用いたVBRは、SCDを用いないVBRの利用ユーザの要求も満足する制御方法であると言える。これは、もしSCDを用いないVBRに収容されたとしても、ユーザがSCRとMBSの値に従ったトラヒックを、ネットワーク側に送出すれば、セルのSCRやMBSによる申告超過がないため、CLPビットの0から1への反転もなく、輻輳時にSCDによるセル廃棄がある場合でも、セルの転送保障が行われるためである。
- (4) 最大限ATM中継回線に対する収容するVBRのSCR値の総和は、100 %に近い値を設定することよりのTCPスループットを得られるため、有効である。一方、ATM中継回線に対する収容するVBRのSCR値の総和が、100 %に満たない場合も、中継回線の有効利用率はほぼ同様の高い値を示すが、その公平性はUBRの場合に徐々に近づく傾向を示す。



## 5 ATM VBR 上での AF PHB の TCP 性能評価

本節では、IP ネットワークにおいて、QoS の提供を可能とする、Diffserv<sup>[1-13]</sup>を用いたネットワーク収容法について評価を行う。具体的には、Diffserv の AF Per Hop Behavior (PHB)<sup>[1-14]</sup>は、一般のルータで提供されていないため、AF PHB を ATM の VBR を用いてエミュレーションする手法を、現実的な解の 1 つとして検討した。本収容の実現には、ATM 上で独自のフロー制御を行う TCP レベルでの AF と DF の差別化に関しては、明らかとする必要がある。そこで、本節では、AF PHB をエミュレーションした SCD を用いた ATM VBR 上に収容された TCP トラヒックを、ベストエフォートによる TCP トラヒックと中継回線上で混在させ、各々のスループットや TCP の詳細な振舞いについて比較実験を行い、その結果と差別化の実現性について論じる。

### 5.1 Diffserv AF PHB の ATM による収容概要

ベストエフォートをベースとした IP ネットワークの QoS の要求の高まりに関して、ディファレンシエイテッドサービス (Differentiated Service: Diffserv)<sup>[1-13]</sup>の適用が注目を浴びている。種々の QoS を提供するため、Diffserv においては、ルータ等の各ノードでの動作規定であるパーホップビヘイビア (PHB) が 3 種類定義されている。このうちの 2 種類の PHB は、EF (Expedited Forwarding) PHB<sup>[5-1]</sup>と AF PHB<sup>[1-14]</sup>と呼ばれており、IETF の RFC (Request For Comment) として詳細が記載されている。もう 1 種類の PHB は、DF (Default Forwarding) と呼ばれており、通常通りルータにてパケットを転送するトラヒック制御を意味している。DF 以外の各 PHB は、マーキングされたパケットが如何に他の通常のパケットと差別化できる様にするか、その動作について規定している。特に、Diffserv PHB の中でも EF PHB は、固定速度のトラヒックを転送するのに有効であるが、一般的な商用ルータにも採用されている制御手法である。EF PHB は、Internet2 の QBone 等、多くの広域テストベッドネットワークを構成するルータでも採用されている技術である。

一方、AF PHB については、TCP/IP 通信等のデータトラヒックを収容するのに有効な手法として検討された経緯があり、AF PHB をサポートする IP ネットワークの構築は非常に急務である。しかしながら AF PHB の広域ルータへの早期の実装は困難である。この理由としては、AF PHB 上での TCP/IP 通信の性能は、広域ルータへの実装が進んでいないため、実験的にまだ評価が行われていないことが挙げられる。一方、AF PHB 上の TCP/IP の性能については、既にいくつかの論文によって、シミュレーションによる評価が行われている<sup>[5-2~3]</sup>。しかしながら、その評価結果は、RED (Random Early Discard) 等の既存のルータの輻輳制御手法が、DF PHB として流れているベストエフォートトラヒックから、AF PHB をうまく差別化して取り扱えないことが言及されている。

また、IP バックボーンネットワークにおいては、ペタビット級の中継回線として WDM (Wavelength Division Multiplexing) を用いた、コアルータに置換されつつある。このような環境では、特別なトラヒック制御手法は不要である。しかしながら、IP アクセス回線部分においては、

物理回線速度の制約により、何等かのトラフィック制御手法が QoS 確保のために現状でも必要である。このような環境においては、ATM のトラフィック制御方式は、不十分な帯域での制御に対処することができ、非常に有効である。実際 ATM 上での ADSL (Asymmetric Digital Subscriber Line)<sup>[5-4~6]</sup> や ATM-PON (ATM Passive Optical Network) については、精力的に研究が進められてきた<sup>[5-7~9]</sup>。さらには、ATM 上で Differv を動作させるネットワークインターフェースカード<sup>[5-10]</sup> も発表されているが、ATM スイッチ側での制御も複雑化するため、スケーラビリティの課題を抱えている。

これらの状況下の課題を解決するため、本節では、AF PHB を ATM の SCD を利用した VBR で收容する手法について検討を行う<sup>[5-4]</sup>。ATM サービスにおいて、SCD を利用した VBR は ITU-T にて、SBR3 (Statistical Bit Rate 3)<sup>[1-3]</sup> として定義されており、本節では、以降 SBR3 を用いることにする。SBR3 での ATM PHB の收容が有効である考える理由としては、両手法とも平均転送帯域の保障という類似点があるためである。この対応付けのため、AF PHB の制御パラメータは、ATM SBR3 のパラメータにそれぞれマッピングすることとなる<sup>[4-1, 5-11]</sup>。一方、DF PHB については、ベストエフォート用に定義された ATM UBR へのマッピングを行うこととなる。ATM SBR3 と AF PHB の具体的マッピング手法については、ATM フォーラムや Internet2 で定義されている<sup>[5-12~13]</sup>。

上述の通り、ATM SBR3 と AF PHB の対応付けの有効性にも関わらず、その実際の性能評価については、十分に評価されていなかった。このため、その可用性を評価するため、本節では ATM のサービス種別を用いた、AF PHB と DF PHB の性能評価を行った<sup>[5-14]</sup>。両 PHB の差別化が適切に行われているかどうかを評価するため、TCP スループットや公平性の観点から、種々の評価実験を行った。本評価により、SBR3 上での TCP のフロー制御メカニズムの動作が、Differv AF PHB により提供される帯域と同等の TCP スループットを保障できるかを明らかとする。その結果により、ATM 上の Diffserv サービスの早期展開のための現実解であることを示す。

以降の節では、各 Diffserv PHB の詳細について説明した後、ATM トラフィック制御手法と各 PHB との関連について言及する。さらに、評価実験構成と各ネットワーク設定パラメータのチューニング方法について論じた上で、その結果について提示し、得られた結果より SBR3 による AF PHB の收容の有効性について考察を行う。

## 5.2 Diffserv AF/DF PHB と ATM SBR3

### 5.2.1 Diffserv について

IP ネットワークにおける転送サービスの差別化は、異なるアプリケーションからの要求やユーザからの期待、インターネット事業者からのプレミアムサービスの提供による価格への反映等により、その実現に大きな期待がされている状況である。Diffserv はこれらの期待に対応するため、以下のコンセプトに基づき定義されている。

- (1) IP パケットをクラス分けするためのマーキングを行うが、これを IP ヘッダ内に定義される Differentiated Service (DS) field を用いることとする。
- (2) Diffserv の機能があるルータで、IP フローの多重化が行われる場合の動作の規定を PHB<sup>[1-12]</sup> として行う。

現在のところ、3 種類の PHB が検討されており、それぞれ、EF, AF, DF PHB と呼ばれている。以降では、各 PHB の詳細動作について説明する。

#### (1) EF PHB

EF PHB は、エンドエンドで低いパケットロスと低い遅延時間・ジッタを実現するための固定帯域を保障する仕組みであり、最小スループットとしてその帯域は保障される。

#### (2) AF PHB

AF PHB は、エンドエンドで低い遅延時間・ジッタの保障は行わず、予め申告した帯域を保障する仕組みである。AF PHB グループとしては、バッファ量や帯域等のネットワークリソースを割り当てる観点から、4 つのクラスが定義されている。それぞれのクラスでは、3 つのドロッププレシデンス値が IP パケットヘッダ内の DS フィールドにマーキングされる。

実際の AF PHB サービスでは、ユーザとネットワーク間で行われるトラヒック契約として、アシュワードピークレートとコミットドバーストサイズが用いられる。さらに、トラヒックのポリシングのため、上述の 2 つの契約値をベースとして、トークンバケットが使用される。ドロッププレシデンス値は、トークンバケットの深さ  $d$  により適宜変更される。その深さは、バイト量でカウントされており、通常の設定条件としては、以下の条件が与えられる。

- a) 高位のドロッププレシデンス値  
“コミットドバーストサイズ”  $< d$
- b) 中位のドロッププレシデンス値  
 $0 < d \leq$  “コミットドバーストサイズ”
- c) 低位のドロッププレシデンス値  
 $d = 0$  (トークンバケットが空の時)

ドロッププレシデンス値により、各 IP パケットはネットワークの輻輳時にルータの出力バッファから廃棄されるか送待ちキューイングされるかスケジューリングされることとなる。

#### (3) DF PHB

DF PHB は、ベストエフォートサービスに従うトラヒックを收容するために利用される。現在のインターネットと同様、輻輳時におけるトラヒック制御は一切行わない。この PHB は BE (Best Effort) としても知られている。

## 5.2.2 ATM SBR と UBR について

ITU-T 勧告で規定される SBR3 においては、トラヒック契約としては、CLP が 0 と 1 のセル流を合算した PCR [PCR01 と呼ぶ]と、CLP が 0 のセル流の SCR と MBS [それぞれ、SCR0, MBS0 と呼ぶ]<sup>[1-3]</sup>を用いている。これらのトラヒック契約値を用い、UPC に基づくトラヒックポリシングを行うのは、前節までの制御と同様である。UPC により、予め契約した帯域を超過しない範囲で接続の帯域が保障されることとなる。契約した帯域を超過したセルは、最初の契約条件に従って、タグを付けられるか、廃棄されるかの処理となる。UPC におけるコンフォーマンスチェックは、セル単位のトークンバケットである、ジェネリックセルレートアルゴリズム (GCRA) によってエミュレートされる。

一方、UBR については、ベストエフォートサービスを収容するために用いられ、Diffserv における DF PHB と同様、ルータでの特別なトラヒック制御を行わないことを特長としている。

## 5.2.3 AF/DF PHB と ATM サービスとのマッピング

以下において、Diffserv の AF/DF の各 PHB と ATM の SBR3/UBR のマッピングについて、論じる。

### (1) SBR3 上の AF PHB の実現

ATM における SCD を用いた SBR3 と AF PHB とのマッピングは前述の通り、非常に自然な手法であると考えられる。AF PHB と SBR3 のトラヒック契約値のマッピングは、以下の方法にて実施する。

- a) SCR0 と MBS0 は、それぞれ、AF PHB における“アシュワードパケットレート”と“コミテッドバーストサイズ”のそれぞれに対応させる。
- b) SBR3 の CLP は、AF の“ドロッププレシデンス値”に対応させる。CLP=0 と CLP=1 は、それぞれ、中位のドロッププレシデンス値、低位のドロッププレシデンス値にそれぞれ対応させる。

AF PHB におけるパケット廃棄のマーキングについては、ATM スイッチでエミュレーションを行う。具体的には、ATM 出力回線バッファのキューイングが SCD の閾値で指定された上限となった場合、バッファオーバーフローの発生前に、SCD の機能による選択的セル廃棄が実行され、CLP=1 のセルが優先的に廃棄される。輻輳が発生していない状況では、申告違反セルとして、CLP=1 としてタギングだけ実行し、出力回線バッファにキューイングされ、次の ATM スイッチに廃棄されずに転送される。

### (2) UBR 上の DF PHB の実現

ATM UBR サービスによる DF PHB は、同じベストエフォート型の通信を対象としているため、そのまま収容することにより、簡易に実現することができる。このため、特段のマッピ

グも不要である。

## 5.3 実験方針と実験構成

### 5.3.1 実験方針

5.2.3 節で言及したマッピング手法の有効性を検証するため、TCP スループットの差別化が可能であるかどうか実験により、評価を行うこととした。特に、輻輳発生時において申告した帯域が本当に保障されているかどうか、明確になっていない。したがって、本評価においては、輻輳状況下にある、AF PHB と DF PHB の間の差別化に関して、焦点を当てて評価を行う方針とした。上記目的のため、本実験では ATM の固定パスを提供する PVP (Permanet Virtual Path)へ多重化した PHB のトラヒックを收容することとした。図5-1に具体的マッピング手法について示すと共に、以下にその特徴について詳述する。

- (1) SBR3 の PVP は、AF PHB で転送されるトラヒックを收容するために利用する。一方、UBR の PVP は、DF PHB で転送されるトラヒックを收容するために利用する。広域 ATM スイッチで UPC 機能は VP レベルの契約値に従い、実行される。
- (2) 広域 ATM スイッチは、図 1 に示す通り、SBR3 用と UBR 用に用意された 2 つの出力回線キュー (バッファ)を具備している。キューのスケジューリング機能は、これらのキューからセルが ATM 中継回線に送出するタイミングを制御するものである。
- (3) PVC (Permanent Virtual Channel)は ATM のユーザ側のアクセス回線で TCP コネクションの收容に利用されるものである。
- (4) 一方、PVP は広域 ATM スイッチ間の中継回線上に多重收容されている。送出側の広域 ATM の中継回線への出力ポートでの輻輳が発生すると、AF PHB が起動されることとなる。
- (5) それぞれの PVP は、複数の PVC (TCP/IP コネクションに相当)に收容されており、同じ ATM サービス種別 (SBR3, もしくは、UBR)に收容されることとなる。
- (6) AF PHB の PVP における契約値は、以下の手法によって計算される。

AF PHB の SBR3 PVP によるエミュレーション：

$$\text{PCR01} = \text{“中継回線速度”} \text{----- (1)}$$

$$\text{SCR0} = \text{“中継回線速度”} / \text{“收容 PVP の本数”} \text{----- (2)}$$

$$\text{MBS0} = \text{“S/R バッファサイズのセル数に相当する値”} \text{----- (3)}$$

× “PVP コネクション内に收容される TCP コネクション数”

式(3)の導出については、2章における実験評価に基づき<sup>[3-4~5]</sup>、算出されたものである。

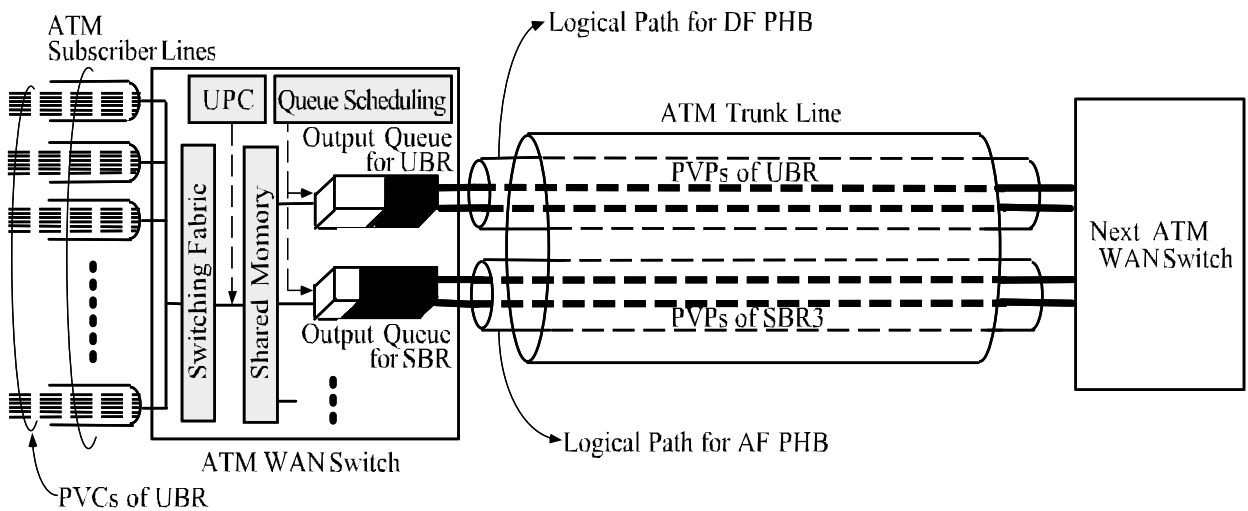


図 5-1 ATM PVP コネクションへの AF/DF PHB へのマッピング

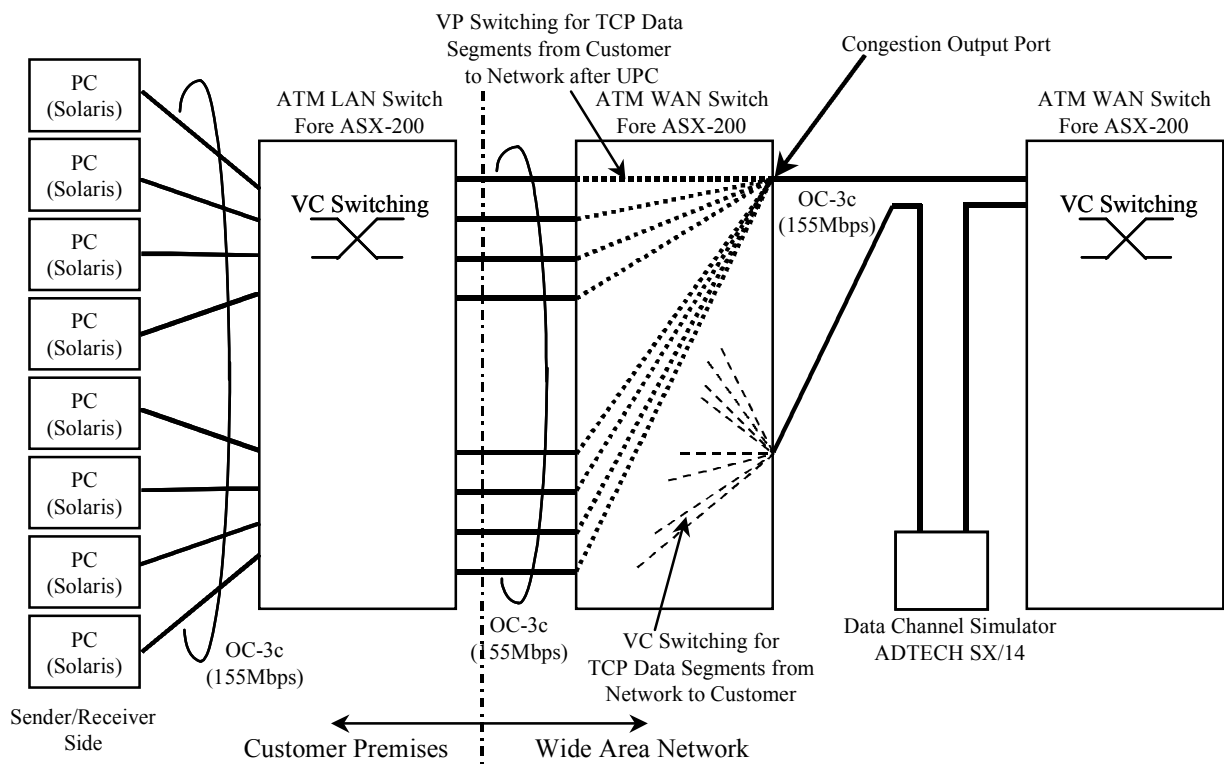


図 5-2 ATM への AF/DF PHB 收容のための実験構成図

### 5.3.2 実験構成

図 5-2 に実験構成図を示す。8 台の PC (Pentium III 500MHz, Solaris 7, 4.3BSD Reno 版ベース)が ATM NIC (Fore PCA-200)カードを装着して、ATM による接続を実現している。これらの PC は ATM LAN スイッチ(Fore ASX-200BX)にそれぞれ 8 本の OC-3c 回線により接続されており、広域 ATM スイッチ(Fore ASX-200BX)にも ATM LAN スイッチ経由で、同様に 8 本の OC-3c 回線により接続されている。各 PC は異なる PC と TCP コネクションを確立する。TCP コネクションの数は、1PC あたり 6 本設定することとし、各送受信 PC のペアは、2 本の TCP コネクションを異なるポート番号を利用して確立するものとする。したがって、8 本の OC-3c 回線に相当する VP のそれぞれは、6 本の TCP コネクションを収容していることとなり、本評価実験で利用する TCP コネクションの総和は 48 本である。なお、各 TCP コネクションは、1 本の VC にマッピングされる。

ATM LAN スイッチにおいてセルは、同じ宛先 PC への回線に相当する OC-3c 回線宛ての出力ポートにスイッチングされるが、ATM LAN スイッチでのバッファオーバーフローによるセル廃棄は発生しない様に調整している。一方、広域 ATM スイッチにおいては、8 本の OC-3c 入力回線が、広域 ATM 中継回線に相当する 1 本の OC-3c 回線に多重化される。広域 ATM スイッチにおけるそれぞれの PHB に割り当てられる出力バッファサイズは、10000 セルに設定した。中継回線上には、データチャネルシミュレータ (ADTECH SX/14)が挿入されており、伝送遅延のエミュレーションできる様にしている。VP は、送信側端末を収容する ATM LAN スイッチの広域側出力側ポートと広域 ATM スイッチの受信側(広域網への収容後、2 段目に経由する受信端末側のスイッチ)入力側ポートとの間に設定され。VP レベルの UPC ポリシングについては、送信側端末側の 1 段目の広域 ATM スイッチにて実施される。なお、2 段目の広域 ATM スイッチを実験構成として加えた理由は、広域 ATM スイッチとして利用した Fore ASX-200BX による VP の収容数の制限の関係のためだけである。

一方、TCP のトラヒックの生成については、`ttcp` と呼ばれるふるーソフトウェアを利用した。`ttcp` は、指定された 2 台の PC 間で TCP/IP 通信を確立し、TCP スループット結果を得ることができるソフトウェアである。`ttcp` での TCP スループット計測については、`ftp` の様に TCP を利用して最大限にデータ送信している状況で実現している。さらに、S/R バッファサイズやユーザデータサイズ等、種々の TCP パラメータを指定することが可能である。今回の評価実験においては、ユーザデータサイズと MSS は、8192 byte 固定とした。前節に記載した原則に基づき、ATM トラヒック契約値としては、以下の値を設定している。

PCR01 = 149.76 Mbit/s

SCR0 = 18.72 Mbit/s

MBS0 = 8256 セル

SCD の閾値については、90%固定値を設定し、`ttcp` の実行中には、設定された TCP コネクションの経路に沿って、`ping` コマンドによる 2048 バイトの ICMP (Internet Control Message Protocol) パケットにより、パケットの出力回線バッファでの送出待ち遅延を測定した。

一方、PCR シェーピング値としては、セルヘッダ分のオーバーヘッドを考慮して、35 Mbit/s を設定した。各 TCP スループットの測定時間は十分な時間をアサインし、180 秒間とした。なお、RTT は輻輳が発生していない状況では、本実験構成においてはほぼ伝送遅延時間によって決定される。したがって、本実験構成においては、データチャネルシミュレータにより、広域 ATM 中継回線上の双方向のトラヒックに対して、同じ伝送遅延を挿入した。伝送遅延時間としては、輻輳していない際の RTT の半分の値を設定した。本評価では、輻輳していない場合の RTT 値として、それぞれ、20ms、80ms、160ms の値を設定した。以下の節では、輻輳していない際の RTT を単純に RTT として利用することとする。

## 5.4 TCP/IP スループット測定実験結果

### 5.4.1 AF PHB と DF PHB 間の差別化

図 5-2 の実験構成に基づき、SBR3 によりエミュレートされた AF PHB による各 TCP スループットと、UBR によりエミュレートされた DF PHB による各 TCP スループットについて、測定実験を行った。

#### (1) RTT = 20ms / 80ms の場合

RTT が 20ms、もしくは、80ms の場合、物理回線速度が無制限の場合の各 TCP スループットの総和は、広域 ATM 中継回線の物理帯域よりも非常に大きな値をとる。この特性が意味するところは、送信側の広域 ATM スイッチにおける出力ポートへの多重化の際に非常に深刻な輻輳が発生することを意味している。図 5-3 に RTT が 80ms の場合の收容された 48 本の各 TCP スループットについて示す。図 5-3 における TCP コネクション番号 (Identifier) が、1 番から 12 番は AF PHB として PVP (2 本) に收容された TCP スループットを示しており、TCP コネクション番号が、13 番から 48 番は DF PHB として PVP (6 本) に收容された TCP スループットを示している。RTT が 20ms の場合も、同様の傾向が示されることが分かった。



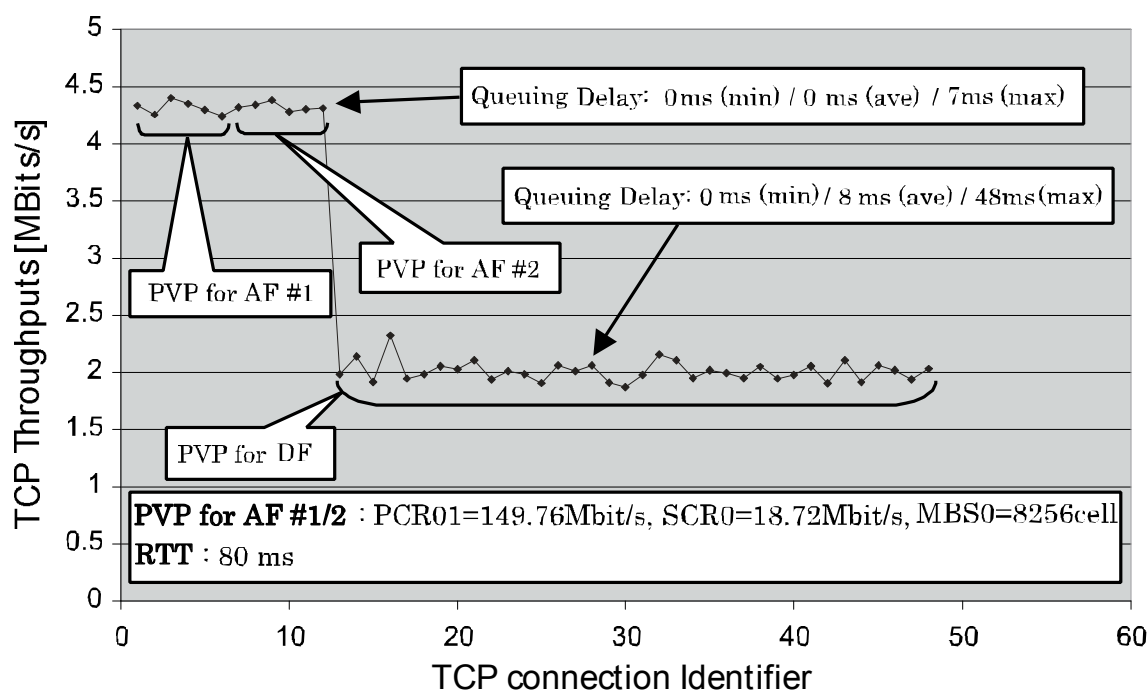


図 5-3 ATM への AF/DF PHB 收容時の各 TCP スループット (RTT=80 ms, 48 TCP コネクション)

図 5-3 が示す通り，AF PHB と DF PHB は，收容されている各 TCP スループットの観点から差別化されていることが分かる．スループットの値を定量的に解析するため，AF PHB と DF PHB でそれぞれ期待される TCP スループットについて，以下に示す仮定に基づき，計算を行った．

#### TCP スループットの期待値算出のための前提

- AF PHB 用の PVP として申告された帯域以外の余剰帯域については，AF PHB 用の PVP，DF PHB 用の PVP に関わらず，全ての PVP に公平にシェアして利用可能である．
- TCP の振る舞いと tcp ソフトの動作により，転送する全 TCP セグメントは，MSS サイズである 8192 byte で転送される．
- 8192 byte の TCP セグメントは，172 セルとして転送される．具体的には，TCP セグメントは 40 byte の TCP/IP ヘッダでカプセル化され，さらに，8 byte の LLC/SNAP ヘッダと 8 byte の AAL5 トレーラが，標準化された手法としてオーバーヘッドとして付加されるため<sup>[5-15]</sup>，AAL ファイルのパディングフィールドも含めて，172 セル分の ATM セルペイロードが必要となっている．AAL5 のパディングフィールドは，ATM ペイロードの 48 byte に合わせる形で決定される．MSS が 8192 byte の場合は，パディングフィールドは 8 byte となる．この TCP セグメントの 172 個の ATM セルによる分割については，ATM テスタによっても実際確認されており，上記の議論は正しいことが実証されている．図 5-4 に MSS サイズの TCP セグメント

がセルに分割される場合のマッピングについて示す。

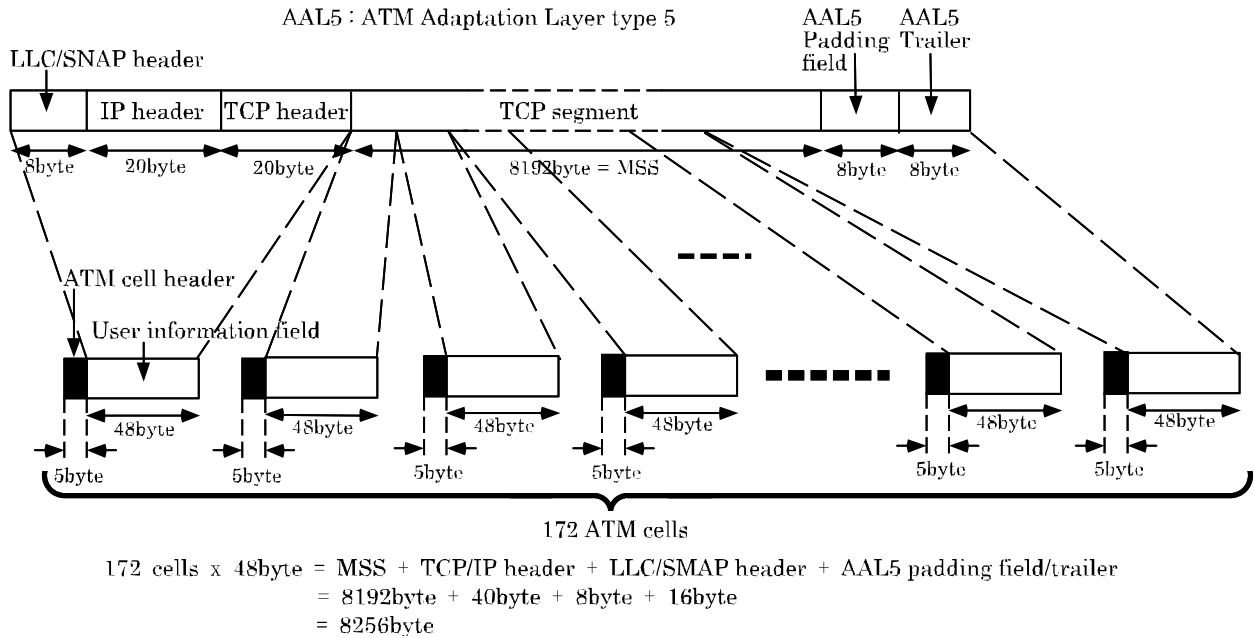


図 5-4 MSS サイズの TCP セグメントの ATM セルへのマッピング

- d) ATM レベルの全有効帯域は 149.76 Mbit/s であり，AF PHB をエミュレーションする PVP の ATM レベルでの SCR の契約速度は前述の通り，18.72 Mbit/s となっている。

#### TCP スループットの期待値算出計算

(DF PHB の場合)

$$\text{“期待される PVP の帯域”} = (149.76 \text{ Mbit/s} - 18.72 \text{ Mbit/s} \times 2) / 8 \text{ PVP コネクション} \\ = 14.04 \text{ Mbit/s}$$

$$\text{“期待される TCP スループット”} = (14.04 \text{ Mbit/s} \times (8192 \text{ byte} / (172 \text{ セル} \times 53 \text{ byte}))) \\ / 6 \text{ TCP コネクション} \\ = 2.10 \text{ Mbit/s}$$

(AF PHB の場合)

$$\begin{aligned} \text{“期待される PVP の帯域 “} &= 14.04 \text{ Mbit/s} + 18.72 \text{ Mbit/s} \\ &= 32.76 \text{ Mbit/s} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{“期待される TCP スループット “} &= (32.76 \text{ Mbit/s} \times (8192 \text{ byte} / (172 \text{ セル} \times 53 \text{ byte}))) \\ &\quad / 6 \text{ TCP コネクション} \\ &= 4.91 \text{ Mbit/s} \end{aligned}$$

図 5-3 に示した平均 TCP スループットは、上記で計算された期待される TCP スループットと非常に近い値となっている。スループットの若干の低下が認められるのは、セルロス、ならびに、セルロスに起因する TCP 再送帯域に依るものと考えられる。

一方、AF PHB をエミュレートした PVP における平均キューイング遅延は、0 ms であり、最大キューイング遅延は 7ms である。これらの結果は、DF PHB をえにゅレートした PVP における平均キューイング遅延の 8 ms、最大キューイング遅延の 48 ms と比較して、非常に小さく、Diffserv の AF PHB の DF PHB との差別化が ATM により実現できていると結論付けられる。

(2) RTT = 160 ms の場合

RTT が 160 ms の場合においては、物理回線速度が無制限の場合の各 TCP スループットの総和は、広域 ATM 中継回線の物理帯域よりも常に大きな値をとるとは限らない。言い換えると、広域 ATM 中継回線は、各 TCP コネクションの小さなウインドウサイズのため、必ずしも、中継回線を常に有効に利用していないということである。この場合、期待される PVP 内で多重された TCP スループットは、下記の通り計算される。

$$\text{“期待される PVP 内 での多重 TCP スループット “} = \mu / (\text{RTT} + \delta) \times \alpha \quad \text{---- (4)}$$

ここで、

$\mu$  : TCP コネクションにおける S/R ソケットバッファサイズ (本評価では、48 kbyte)

$\delta$  : ATM NIC からの S/R ソケットバッファサイズ分のデータ送出時間 (本評価では、2.9 ms)

$\alpha$  : PVP 内に収容される多重 TCP コネクションの本数 (本評価では、3 本)

である。

以下に測定した TCP スループットと期待される個々の TCP スループットの期待値を示す。

- a) AF PHB をエミュレートした PVP 内の TCP スループット  
実測値 : 2.30 Mbit/s, 計算に基づく期待値 : 2.41 Mbit/s
- b) DF PHB をエミュレートした PVP 内の TCP スループット  
実測値 : 2.28 Mbit/s, 計算に基づく期待値 : 2.41 Mbit/s

図 5-5 に RTT が 160 ms の場合の收容された 48 本の各 TCP スループットについて示す。この図における結果から、実測の TCP コネクションのばらつきは小さく、ほぼ計算に基づく期待値に近いことが示されている。

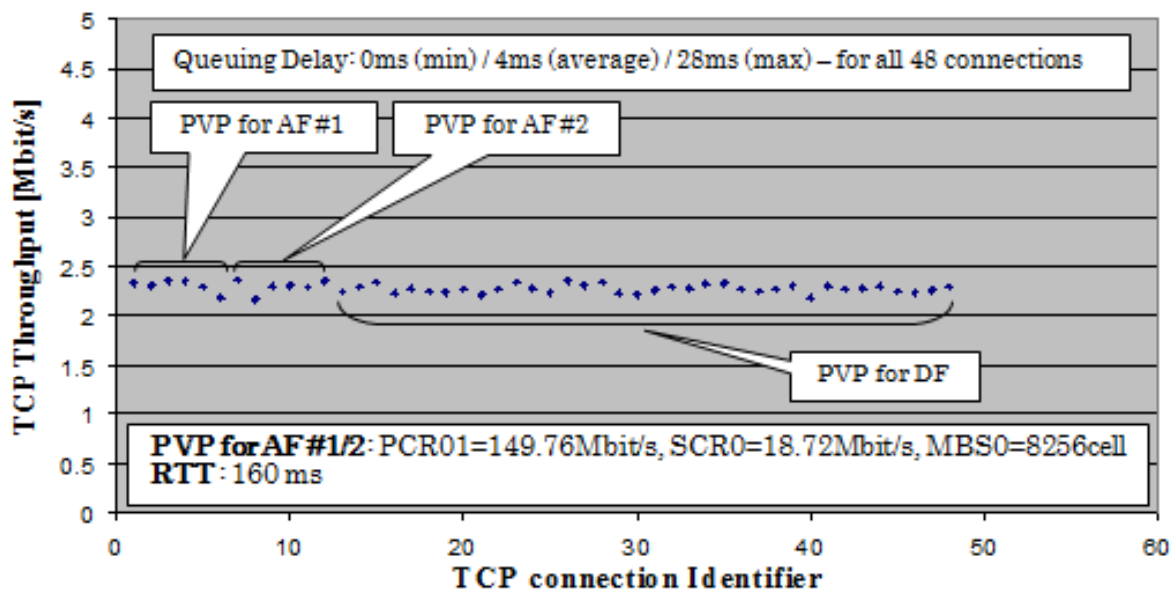


図 5-5 ATM への AF/DF PHB 收容時の各 TCP スループット (RTT=160 ms, 48 TCP コネクション)

また、AF PHB と DF PHB の差異が見られないことも期待値通りであった。このように、伝送遅延のみで輻輳の発生していない理想環境における各 TCP スループットの総和が、広域 ATM 中継回線の物理帯域よりも小さい場合、Diffserv PHB は TCP スループットの振る舞いに影響を及ぼさないことが結論付けられる。これは輻輳が発生しない時の PHB の振る舞いから考えても妥当な結果であると考えられる。

#### 5.4.2 異なるアシュワードパケットレートの AF PHB の收容による影響

本節では、異なるアシュワードパケットレートによるトラヒック契約を行った場合の AF PHB 間

の差別化について、SCR0の値を変化させることにより評価を行った。さらに、本節では、異なるコミットドバーストサイズによるトラフィック契約を行った場合のAF PHB間の差別化についても、MBS0の値を変化させることにより評価を行った。以下のPVPが本試験の条件として設定された。

- (1) AF PHBをエミュレートする1本のPVPのトラフィック契約値は、前節と同じ値とした。このPVPをPVP AF#1と定義する。
- (2) もう1つのAF PHBをエミュレートする1本のPVPのトラフィック契約値についても、SCR0とMBS0のパラメータ値以外は、全て同じ値とする。本評価実験中は、SCR0かMBS0のどちらかを変化させた時の各PVPにおける多重TCPスループットを評価する。この時のSCR0やMBS0の値を変化させる対象となるPVPをPVP AF#2と定義する。
- (3) その他の6本のPVPについては、前節同様にDF PHBをエミュレーションするために利用する。ATM UBRはこれらのPVPに対して適用される。

#### 5.4.2.1 SCR0を変化させた場合の影響

図5-6にRTTが80 msに設定された場合のSCR0を変化させた場合の各PVPにおける多重TCPスループットの値の変化について提示する。また、図5-7にRTTが160 msに設定された場合のSCR0を変化させた場合の各PVPにおける多重TCPスループットの値の変化について提示する。AF #2に割り当てられた帯域を評価するために、前節の計算に基づき、多重TCPスループットの期待値について計算を行った。表5-1にRTTが20 ms, 80 ms, 160 msにそれぞれ設定された場合の測定結果に対応する、期待される計算値について示す。

RTTが80 msの場合、測定TCPスループットは、SCR0の特定の上限值 ( $\leq 15$  Mbit/s)までの領域では、期待されるTCPスループット計算値とほぼ同じ値を示しているが、上限値を超える領域では、TCPスループットは飽和傾向を示している。これは、AF #2の多重TCPコネクションに余剰帯域が適切に割り当てられていると言える。しかしながら、SCR0が15 Mbit/sを超過する領域では、AF #2の多重TCPコネクションに適切に割り当てることができなくなってくる。この実験条件においては、AF #2のPHBに收容されている個々のTCPスループットも、多重トラフィック同様に大きく変化している。

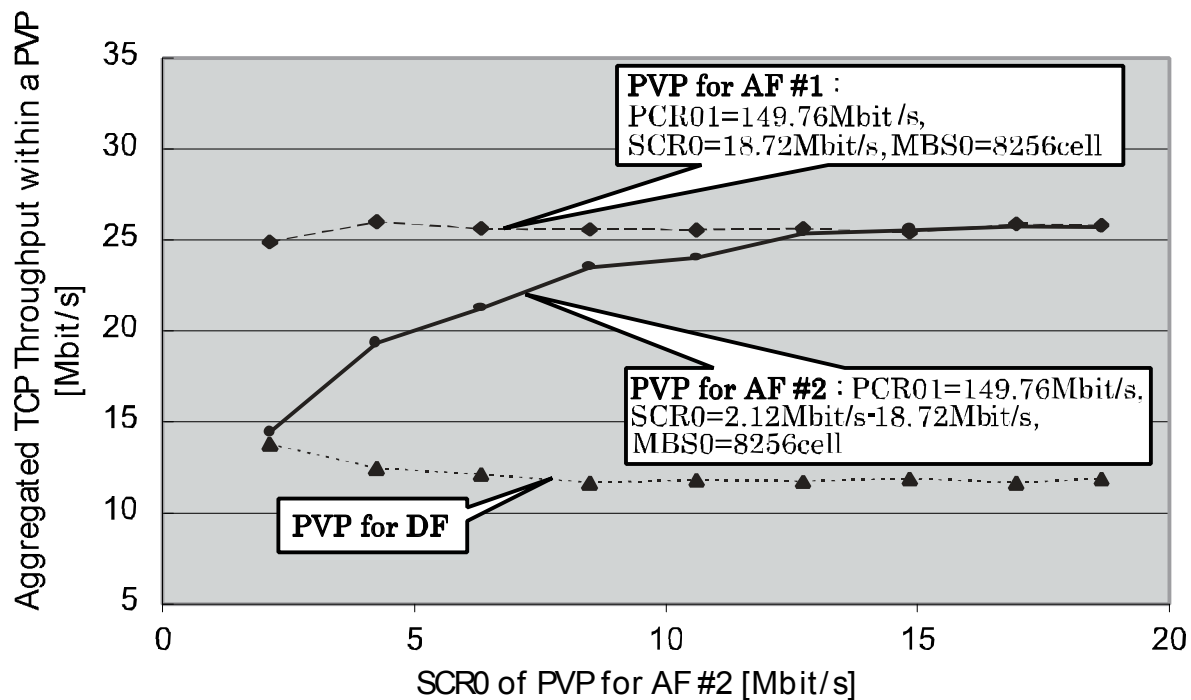


図 5-6 SCRO の AF PHB の多重 TCP スループットに与える影響  
(RTT=80 ms, 48 TCP コネクション)

表 5-1 AF #2 を収容する多重 TCP スループットの測定値と期待値 (PCR01=149.76Mbit/s, SCR0=2.12Mbit/s~18.72Mbit/s, MBS0=8256セル, 48 TCP コネクション)

TCP スループットの測定値/期待値	RTT	SCR0				
		2.12 Mbit/s	6.32Mbit/s	10.60Mbit/s	14.84Mbit/s	18.72Mbit/s
測定値	20 ms	15.89Mbit/s	18.93Mbit/s	22.99Mbit/s	22.97Mbit/s	23.23Mbit/s
	80 ms	14.33Mbit/s	21.23Mbit/s	24.01Mbit/s	25.52Mbit/s	25.72Mbit/s
	160 ms	12.72Mbit/s	13.06Mbit/s	13.49Mbit/s	13.62Mbit/s	13.80Mbit/s
期待値 (計算値)	20 ms	16.39 Mbit/s	19.69 Mbit/s	23.05 Mbit/s	26.39Mbit/s	29.44Mbit/s
	80 ms	16.39 Mbit/s	19.69 Mbit/s	23.05 Mbit/s	26.39Mbit/s	29.44Mbit/s
	160 ms	14.48Mbit/s	14.48Mbit/s	14.48Mbit/s	14.48Mbit/s	14.48Mbit/s

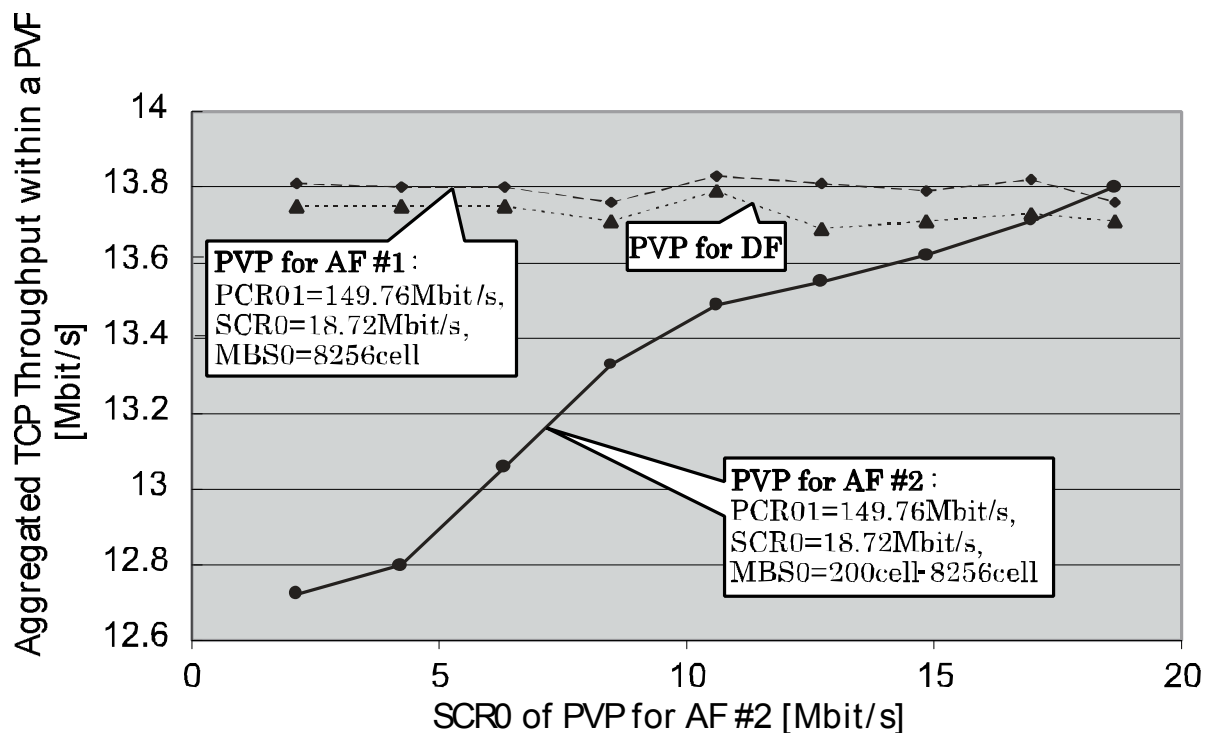


図 5-7 SCR0 の AF PHB の多重 TCP スループットに与える影響  
(RTT=160 ms, 48 TCP コネクション)

RTT が 20 ms の場合についても、RTT が 80 ms の場合とほぼ同様の傾向の結果が得られている。但し、RTT が 80 ms の場合と比較して、TCP スループットが飽和状態に遷移する SCR0 の上限値が、15 Mbit/s 近傍から 10 Mbit/s 近傍へと低下していることが確認された。この理由は、RTT が小さい場合に、SCR0 の設定値の増加が、広域 ATM スイッチの出力回線バッファのオーバーフローを引き起こすため、これ以上の TCP スループットの増加が物理的にできなくなるためである。この結果より、SCR0 の値の設定上限値として、広域 ATM スイッチの出力回線バッファのサイズや収容トラフィック量の観点から、輻輳発生レベルを事前に考慮して決定する必要があることが判明した。

RTT が 160 ms の場合においては、広域 ATM スイッチに収容される各 TCP コネクションのウィンドウサイズと RTT から計算される、理想環境下のスループットの総和が、広域 ATM 中継回線の物理帯域と比較して、必ずしも大きくない。このため、輻輳が全く発生しなくても SCD によるセルの選択的廃棄が行われる場合がある。このため、図 2-7 に示す通り、SCR0 の値が小さくなればなる程、AF #2 を収容する PVP の方が、DH PHB を収容する PVP と比較して、多重 TCP スループットが低い値を示してしまい、差別化の効果を得られないことが分かった。したがって、輻輳状態が軽い場合においては、SCR0 の下限値については、必要以上のタギングセルの廃棄を回避するためにも、慎重に値を決める必要があることが結論付けられる。

以上の議論から、AF PHB におけるアシュワードパケットレートの設定は、SCR0 の値の上限と下限の間で設定される必要があることが、本評価実験から判明した。この上限値や下限値については、上述の通り、広域 ATM スイッチに収容された TCP コネクション数から輻輳頻度を事前にプロビジョニングすることにより決定することが重要である。

#### 5.4.2.2 MBS0 を変化させた場合の影響

AF PHB を収容する PVP の MBS0 の値を変化させた場合の各 PVP における多重 TCP スループットの値の変化について、評価実験を行った。図 5-8 に RTT の値が 80 ms にセットされた場合の結果を示す。

図より、PVP 内の多重 TCP スループットは、MBS0 の値に全く依存しないことが分かった。RTT の値が 20 ms と 160 ms にセットされた場合でも同様の結果が得られた。多重化された TCP トラヒックに対する、AF PHB のコミテッドバーストサイズを変化させた場合の Diffserv による差別化レベルの調整は、TCP/IP トラヒックの統計的多重効果のため、その実現は困難であると結論付けられる。

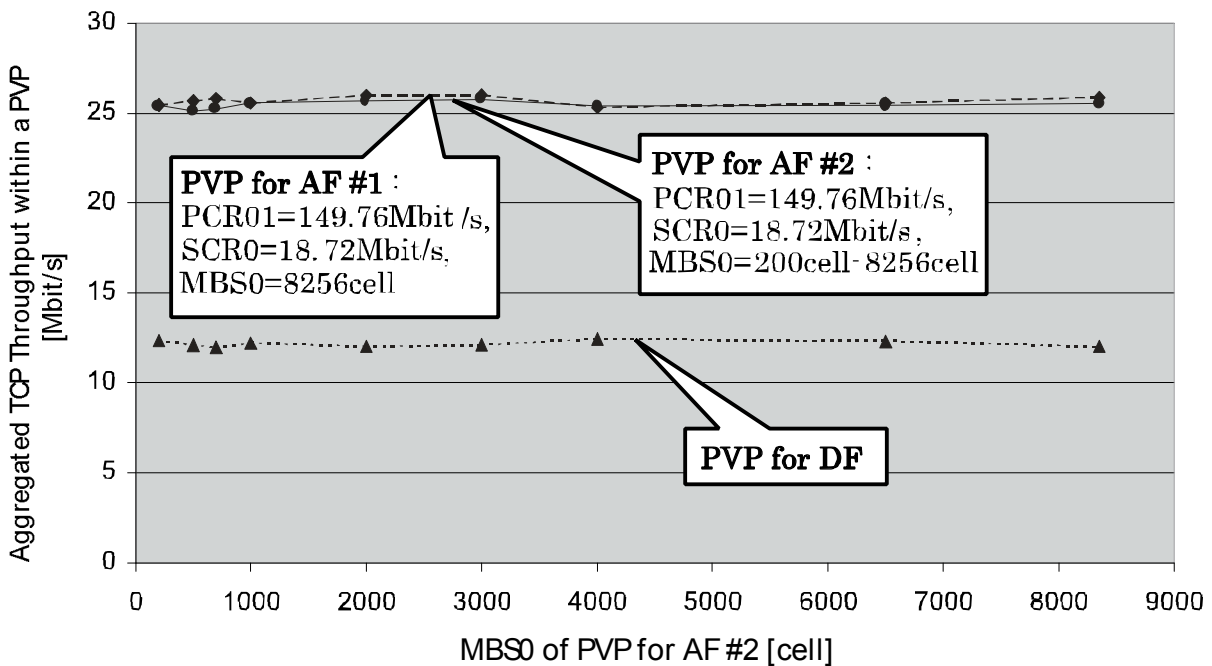


図 5-8 MBS0 の AF PHB の多重 TCP スループットに与える影響  
(RTT=80 ms, 48 TCP コネクション)



## 5.5 Diffserv AF PHB の ATM SBR3 による収容に関する考察

本節では、Diffserv AF PHBに従うTCPトラヒックをATM SBR3サービスにより収容する手法について、各種条件下でのTCPスループットの評価実験を行い、その結果より以下のことを明らかにした。

- (1) 広域ATMネットワーク上でのAH PHBとDF PHBによるTCPスループットの差別化は、輻輳状況の環境下で適切に動作することが確認できた。選択的セル廃棄オプションであるSCD付きのATM SBR3は、AF PHB用のPVPに収容される各TCP/IPトラヒックに対して、理想的なスループットを提供することを可能とした。言い換えると、AF PHBに割り当てられた保障帯域は、AF PHB内に収容されたTCPコネクションに均等に配分され、保障帯域以外の余剰帯域についても、AF PHBとDF PHB内に収容されたTCPコネクションに均等に配分されることが確認できた。他方、AF PHB用のPVPに収容されたTCPトラヒックの平均キューイング遅延時間は、DF PHB用のPVPに収容されたTCPトラヒックの平均キューイング遅延時間よりも、小さい値で収まることも確認できた。
- (2) 異なるアシュワードパケットレートのAF PHBが混在して、広域ATMスイッチに収容される環境下でも、ATM上の各AF PHBは契約したアシュワードパケットレートに基づき、ほぼ理想的なスループットを達成することができた。これは、異なるアシュワードパケットレートを持つAF PHBをそれぞれ異なる独立なATMトラヒック制御を行うPVPとして収容したことにより実現できたものと考えられる。
- (3) AF PHBに収容されたTCPスループットの公平性は、DF PHBに収容されたTCPスループットの公平性と比較して、収容される各TCPスループット間のばらつきが小さいことから、より公平性の高い結果となることが実験結果より明らかとなった。この理由を詳細に考察するため、実際のTCP/IP通信のプロトコルシーケンスをTCPアナライザ<sup>[5-16]</sup>を用いて解析した。TCPアナライザについては、KDDI研究所にて開発したものであり、通信回線からキャプチャしたTCPセグメントを利用して、TCPプロトコルの振る舞いをエミュレーションするものである。本アナライザは、さらに送受信TCP端末の内部状態や、輻輳ウィンドウ (cwnd)の様な内部変数についても推定することができるシステムである。

図5-9、図5-10において、DF PHB、AF PHBそれぞれのPHBにおける測定実験期間中のTCPシーケンス番号の変化の一例について、上記TCPアナライザを用いて計測した結果として示している。それぞれの図において、各ドットで示されたラインは、各TCPパケット内のTCPヘッダに表示されたシーケンス番号に相当しており、時間順に並べて表示させたものとなっている。

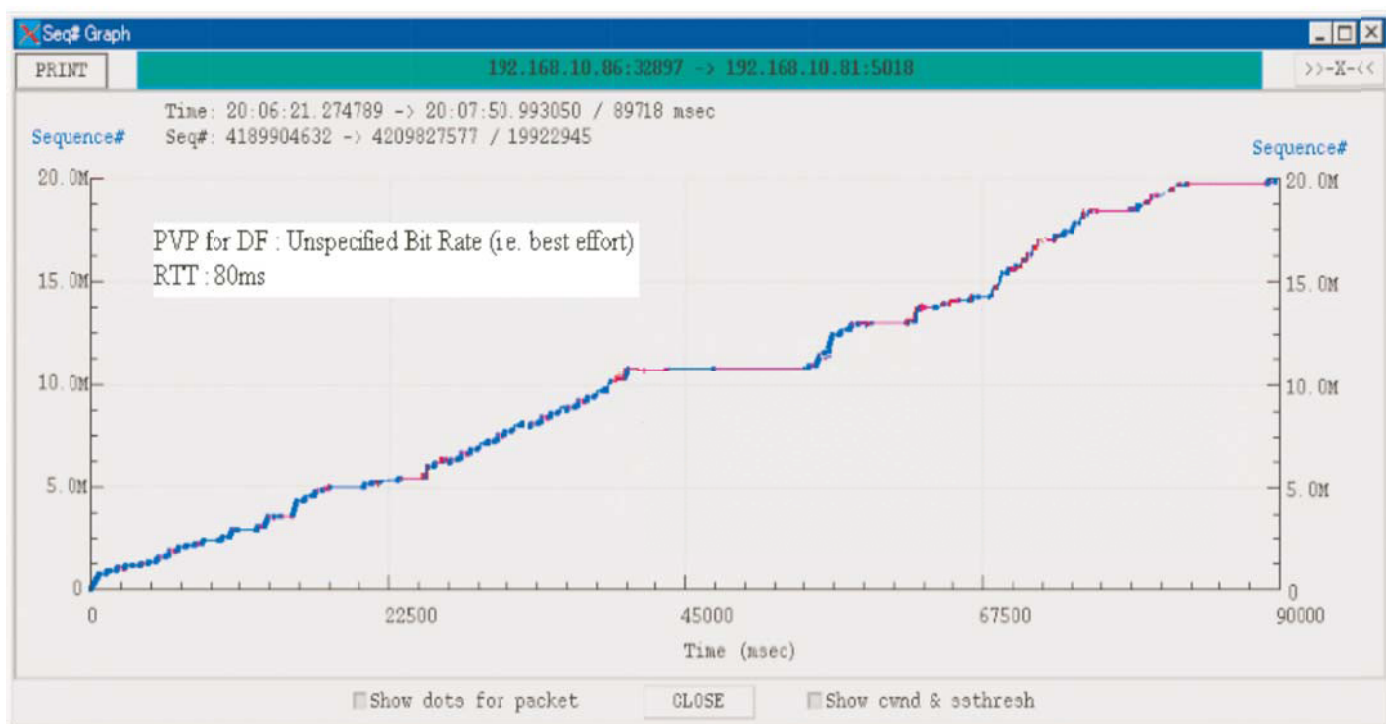


図 5-9 DF PHB 用の PVP に收容されている 1 TCP コネクションのシーケンス番号の変化 (RTT=80 ms, S/R バッファサイズ=48 kbyte)

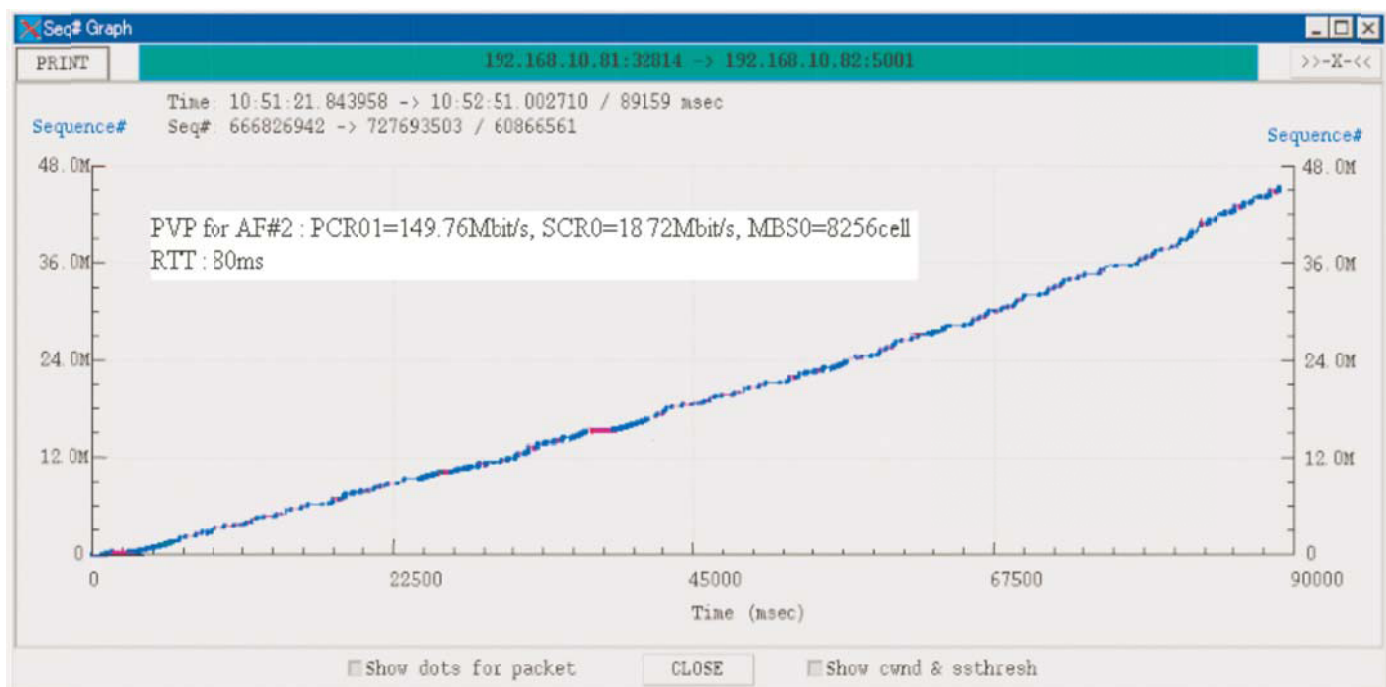


図 5-10 AF PHB 用の PVP に收容されている 1 TCP コネクションのシーケンス番号の変化 (RTT=80 ms, S/R バッファサイズ=48 kbyte)

DF PHBにおいては、図5-9に示す通り、TCPセグメントのロスに起因するタイムアウト再送が頻繁に発生している。具体的には、計測実験開始後の1秒経過以降、TCPシーケンス番号の増加の中断が頻繁に発生している。特に、図5-9の例では、計測開始後18.0秒、40.5秒、58.5秒、76.5秒、81.0秒近傍において、長い間TCPシーケンス番号がインクリメントされていない状況が観測されている。このような状況下では、送信側TCPでは、再送タイマを用いて、TCPセグメントのロスを検出している。また、計測開始後40.5秒近傍で観測されている、非常に長い期間TCPシーケンス番号がインクリメントされていないが、これは、上記の再送セグメントが連続してロスした場合、エクスポンENTIALバックオフ<sup>[4-2]</sup>に基づく再送タイムアウト値が適用されているためである。エクスポンENTIALバックオフは、再送タイムアウト値を再送セグメントが連続してロスとなった場合、前の再送タイムアウト値の2倍に設定する仕組みである。図5-11にエクスポンENTIALバックオフの起動により、再送時間が、1.85, 3.75, 6.75, 12.74, 24.75と倍々になっている様子を捉えたプロトコルシーケンス例を提示する。なお、上記観測された再送時間は、再送タイムアウト時間だけでなく、送信側TCP端末のセグメント送出時間と送信側TCP端末からATMアナライザを挿入している測定点までの伝送遅延時間も加算された値であることに注意すべきである。図5-9における計測開始後40.5秒近傍で観測された事例では、エクスポンENTIALバックオフの影響にて、10秒以上、TCPシーケンス番号の増加が中断しているのが分かる。

上記のDF PHBに対してAF PHBにおいては、図5-10に示す通り、輻輳による再送のほとんどは、ファストリカバリとファストリトランスミッションにより実行される。これらの再送は、送信側TCP端末によって受信されるデュプリケイトAck (Acknowledgement)により起動されるものであり、セグメントのロスによる再送を迅速に行うために考案されたTCPに新たに付加された機能である。この場合は、TCPシーケンス番号の増加の中断時間は、200 msから500 ms程度の範囲となっている。

これらの結果より、DF PHBにおける公平性の低下については、頻発する再送タイムアウトとエクスポンENTIALバックオフによるTCPスループットの不安定化によるものであることが結論付けられる。ここで、再送タイムアウトの頻度は、ATMスイッチでセルがどの様に廃棄されるのかに大きく依存する。SBR3に基づくUPCポリシングは、契約したSCR01の値を超過したセルをATM出力回線バッファのオーバーフローの前に廃棄するため、そのPVPに収容されている各TCPコネクションに相当するセルを均等に廃棄できることになる。それに加えて、セルはSCDにより連続的に廃棄されないため、再送タイムアウトを発生させる様な連続するTCPセグメントの廃棄も、それ程頻繁には発生しない。その一方、UBRに従うセルはATMスイッチで何の制御も行われないため、ATM出力回線のバッファオーバーのタイミ

× : Segment loss due to ATM switch buffer overflow

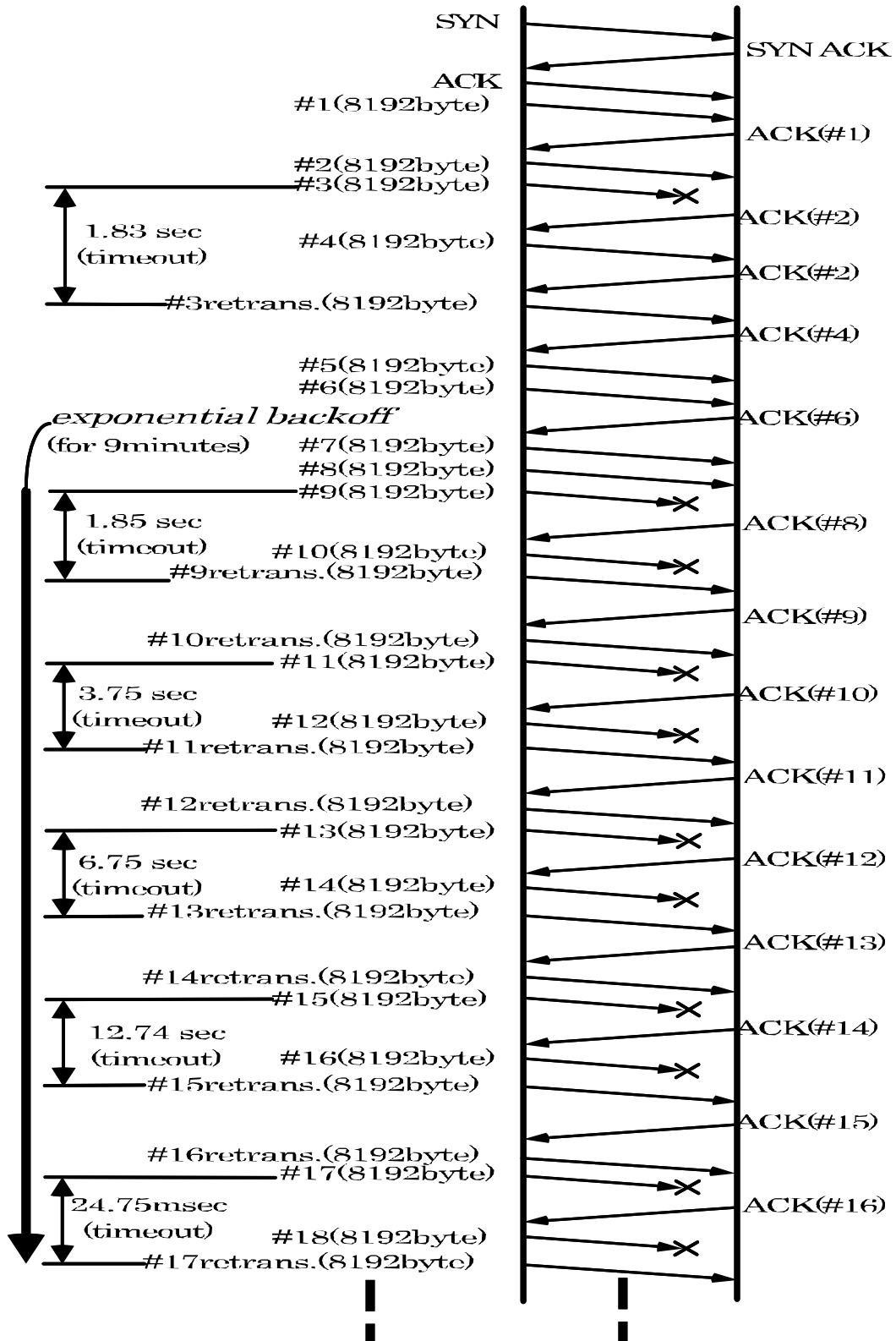


図 5-11 DF PHB 内の TCP のエクスポネンシャルバックオフ時の  
プロトコルシーケンス

に、まとめてバースト的に廃棄される。このバースト的な廃棄が、連続するTCPセグメントのロスを誘起し、再送タイムアウトやエクスポネンシャルバックオフが起動される原因となる。

- (4) AF PHBのコミットドバーストサイズに対応させたMBSは、ATM SBR3により収容される多重TCPスループットに全く影響を与えなかった。この結果が意味することは、仮に非常に小さい値のMBSが与えられても、多重TCPスループットには影響を与えないということになる。これは多重化されたTCPのコネクションのトラヒックは、1本のTCPコネクションの様にバースト的なトラヒックタイプではないことが挙げられる<sup>[3-4]</sup>。本節の評価では、1本のPVPに収容するTCPコネクションは6本であり、その多重トラヒックはバースト的ではないため、上記の様な評価結果となったと考えられる。
- (5) ATMスイッチにおけるトラヒック制御手法は、AF PHBとDF PHBとの間の差別化を明確とするために有効な手法である。本実験で用いたATMスイッチは、UBRとSBRのために、独立した異なる出力回線送出待ちキュー (ATM出力回線バッファ)を用意しており、AF PHBとDF PHBとの間の差別化を適切に制御することができた。但し、ATM SBR3は、ATMスイッチで制御可能なCLPビットが2レベルしか扱えないため、AF PHBにおいて2種類のドロッププレシデンス値しか提供できない難点はある。しかしながら2種類のドロッププレシデンス値であっても、ATMスイッチ内に具備されている独立した2つの出力回線バッファを用いることにより、広域IPネットワーク上にDiffserv AF PHBとDF PHBサービスを展開できることを実証した。実証実験を通じた差別化の実現度合から、本手法は、AF/DF PHBを初期サービスとして実現するのに、最も適した手法の1つであることが結論付けられる。

## 6 アクティブネットワークによる IP 通信品質差別化

本章では、アクティブネットワークと呼ばれる技術によるIP網の高度化について、そのプロトコル実装に基づく評価を行った結果について論ずる。アクティブネットワークは、ルータやスイッチなどのネットワーク機器の動作をユーザがプログラミングすることにより、柔軟でユーザにカスタマイズしたネットワークを構築可能とする[6-1～2]。このため、各研究機関において、パケットネットワークの高信頼化・QoS保証を実現するための研究が活発に進められた。これらの成果は、現在のOpenflow / SDN (Software Defined Network)やネットワーク仮想化 (NFV : Network Function Virtualization)技術等にも応用されている。本章では、通信品質の高度化に向けて、2章から5章までで検討を行った通信トラフィック制御によるアプローチではなく、アクティブネットワークの機能を活用した経路制御によるアプローチにより、その実証評価を行った。具体的には、QoSの保障を行うルーティングプロトコルをアクティブネットワーク上で実装可能であることを示し、広域IPネットワーク上で実際に動作させた。以下では、アクティブネットワークについての背景や概要、ならびに、本評価用に開発したアクティブネットワークのプラットフォームについての説明と、そのプラットフォーム上で動作するQoSルーティングプロトコルの実装詳細について、論じる。

### 6.1 アクティブネットワークの概要とその背景, 詳細原理

#### 6.1.1 アクティブネットワークの概要

インターネットではIntServやDiffServなどのQoS保証技術の標準化が進められているが、これらの技術では個々のエンドユーザの好みに応じてサービスをカスタマイズすることは困難である。しかし、サービス提供者がそのニーズをつかみ切れない多様なサービスが存在すると考えられる。このようなニーズを満たすためには、個々のエンドユーザ自身でサービスをカスタマイズできる機能をネットワークが持つ必要がある。

一方、提供すべきQoS保証サービスの検討では、マルチキャスト、配送するコンテンツの中身を考慮した輻輳制御、ネットワークを利用した付加分散、QoSルーティングなど多数のアプリケーションが候補として挙げられる。一方、これら全アプリケーションを提供するネットワーク機器用のソフトウェアを個別に開発することは、非生産的でコストパフォーマンスが悪いため、効率良くアプリケーションを開発するためのプラットフォームが必要である。

エンドユーザがカスタマイズ可能なプラットフォームとしては、1990年代半ばにアクティブネットワークの概念が提案された。アクティブネットワークでは、ルータやスイッチなどのネットワーク機器の動作をエンドユーザがプログラミングでき、エンドユーザによるカスタマイズが可能である。さらに、アクティブネットワークでは、ルータなどを停止させずにエンドユーザのプログラムを変更可能であり、新サービスの導入や廃止に関して、ネットワークを停止させずに行うことも可能である。

#### 6.1.2 アクティブネットワークが生まれた背景

IP (Internet Protocol)に基づくインターネットの普及に伴って、ネットワークを利用するエンドユ

ーザから、QoS (サービス品質)保証サービス、マルチキャスト通信サービス、ネットワークセキュリティサービスなどの多種多様なサービスを提供することが求められている。残念ながら、従来のIPネットワーク技術では、ユーザの要望に応じて迅速に新サービスをインターネットやISP (Internet Service Provider)の商用インターネットに導入することは容易でない。

新サービスをISPで導入するには、以下のステップを踏む必要があるためである。まず、新サービスの必要性が認知されてから、IETF (Internet Engineering Task Force)などにおいて新サービスを実現するためのパケット転送方法やルーティング用プロトコルの標準仕様を作成する必要がある。次に、標準仕様に従った製品をベンダが開発する。最後に、サービス開始前には、ISPにより製品が実験的に評価される。このように、新サービスのニーズが顕在化してから実際にISPに導入されるまでに、このようなステップのために相当の時間が必要である。さらに、サービスの内容によっては、全てのルータやネットワーク機器をリプレースしたり、新しい機能を実装するインタフェースカードやソフトウェアを全ての機器にインストールする必要があることが、新サービスの導入を困難なものにしている。実際に、インターネットにおいてQoSを提供する機能として、1990年代の半ばからIntServやDiffServが検討・標準化されているが、いまだにISPのサービスとして導入されていない。

一方、1990年代半ばの米国ではマルチキャストや次世代IPであるIPv6の検討が進められていた。これらは既存のIPv4で構築されたIPネットワークとは、モデルや仕様が大きく変更されており、これらに従った製品の相互接続性の検証に既存のIPv4のインフラストラクチャを使用できない問題があった。このため、DARPA (Defense Advanced Research Projects Agency : 米国国防省高等研究計画局)ではこのような問題を解決するため、1994年頃にアクティブネットワークの概念を提案した。アクティブネットワークでは、ルータなどのネットワーク機器の動作をエンドユーザがプログラミングすることを可能とすることにより、問題を解決することを目指している。これまでにDARPAがスポンサとなって約40のプロジェクトが進行している。

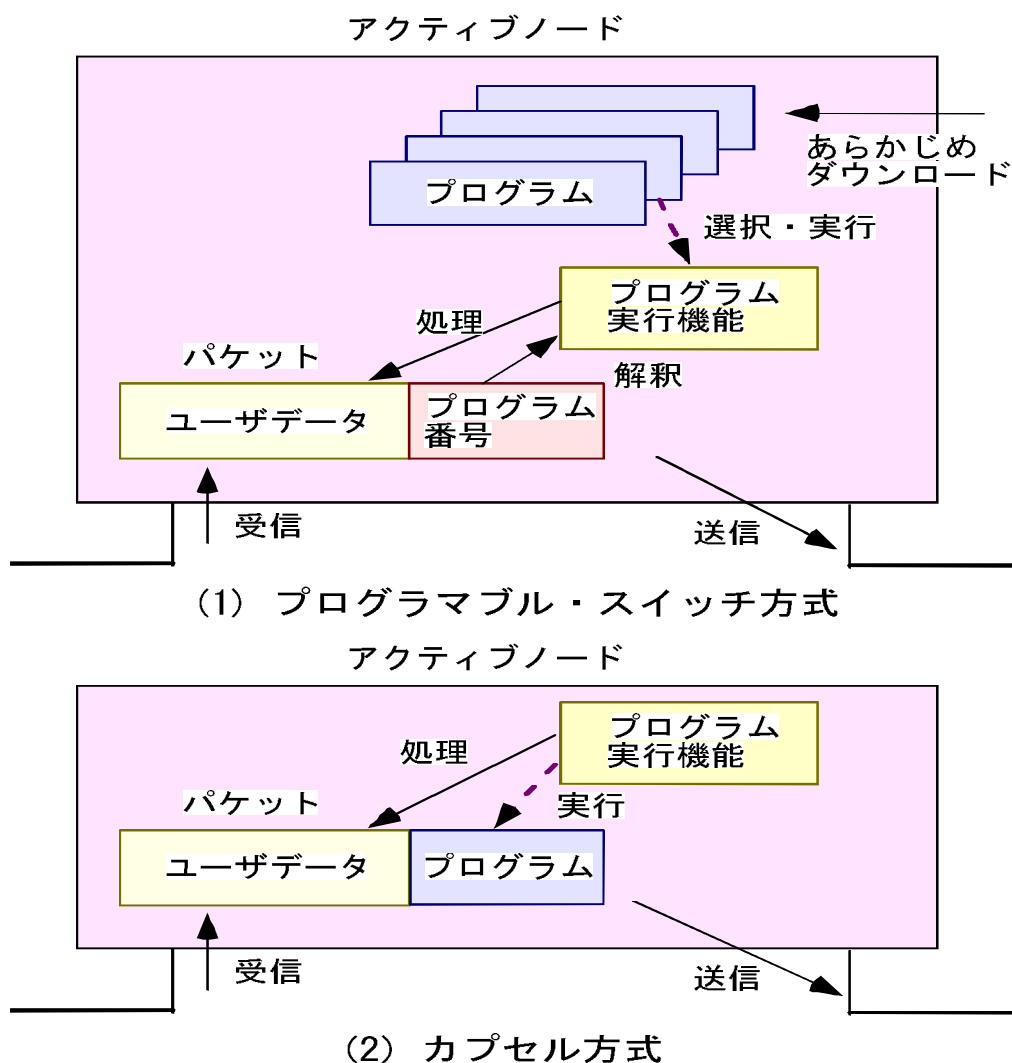
これに対して、ヨーロッパにおいてはアクティブネットワークの相互接続仕様の開発を目的としたFAINプロジェクトが2000年より開始されている。日本においても多くの研究機関でアクティブネットワークの研究開発が開始されており、1999年には国内学術誌においても、アクティブネットワークが初めて紹介されている<sup>[1-6]</sup>。

### 6.1.3 アクティブネットワークの詳細原理

インターネットなどのコネクションレス型のパケットネットワークは、多数のルータから構成されている。ここではパケットをルータが順々に転送して行くことにより、エンドエンドのホスト計算機間でパケットを配達される。ルータでは受信したパケットのヘッダの内容に対して行う処理が決まっており、この処理はルータのハードウェアやソフトウェアであらかじめ実装されている。しかし実際には、商用のルータではルーティング用のプロセッサやソフトウェアが、パケットヘッダ内の宛先IPアドレスを読み出してからルーティングテーブルを検索してから、検索結果の出力回線にパケットを出力するだけである。このため、現在のインターネットは、全パケットがルーティングテーブルに従って転送されるだけのベストエフォート型のネットワークとなっている。全パケッ

トが同じように扱われるため、QoSの差別化などを提供できない。このようなネットワークは、アクティブネットワークと対比させて、“受動的”などという意味でパッシブネットワークと呼ばれることがある。

これに対して、ルータなどのネットワーク機器が“能動的”に動作するという意味で、ネットワーク機器の動作をプログラミング可能なネットワークをアクティブネットワークと呼んでいる。アクティブネットワークでは、ルータがパケットを受信した時に行う処理を、エンドユーザがプログラミングすることが可能である。エンドユーザが作成するプログラムは、あらかじめルータにダウンロードしておく方式と、パケットにプログラムを持たせる方式の2種類が提案されている。図6-1に、2種類の方式の実現方法を示す。



**図 6-1 アクティブネットワークの 2 種類の実現方式**

前者の方式はプログラマブル・スイッチ方式と呼ばれ、ユーザが作成したプログラムをあらかじめアクティブノードと呼ぶ、ルータに相当するネットワーク機器にダウンロードしておく。このプ



プログラムには、アクティブノードが受信したパケットに行うべき処理が記述されている。この方式では、パケットはプログラム番号とユーザデータを含んでおり、アクティブノードはパケットを受信すると、プログラム番号に対応するプログラムを選択する。次に、プログラムに従って受信したパケットを処理し、出力回線に処理したパケットを送信する。

一方、後者の方式はカプセル方式と呼ばれ、エンドユーザが作成したプログラムを全てのパケットに持たせる。パケットはプログラムとユーザデータを含んでおり、アクティブノードはパケットを受信すると、そのプログラムに従ってパケットを処理する。ここで、エンドユーザのプログラムを持ったパケットをカプセルやアクティブパケットと呼ぶ。

また、両者を組み合わせた実現方法も提案されており、現在は組み合わせた実現方法が主流となってきている。

## 6.2 アクティブネットワークの処理系とアプリケーション例

### 6.2.1 ストリームコードに基づくアクティブネットワーク処理系

本研究では、アクティブネットワーク技術を用いて、ネットワークの高品質化やユーザに提供するQoSの差別化を実現することを目的としている。このために、まず、ストリームコードと呼ぶアセンブリ言語をベースとしたアクティブネットワーク処理系を、1998年から1999年にかけて共同開発した<sup>[1-8]</sup>。アクティブノードと呼ばれる、処理系のネットワークノード構成を図6-2に示す。

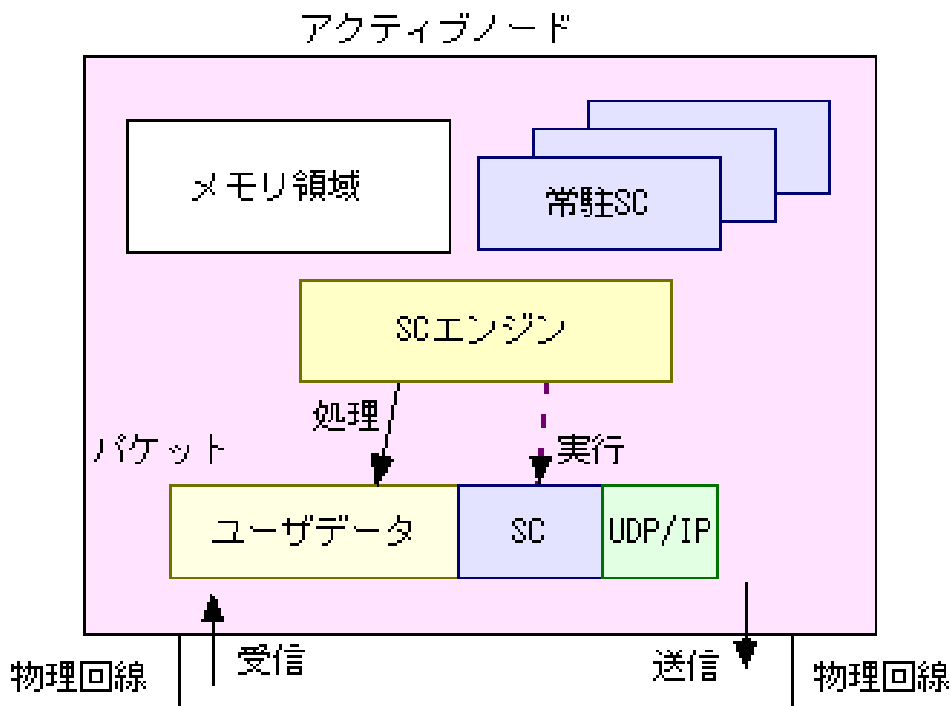


図 6-2 ストリームコードに基づくアクティブノード

あるため、パケット毎に異なるプログラムを持たせることが可能な、プログラムをパケットにより転送する方式をベースにして設計している。また、QoSの差別化にはネットワーク機器に制御対象

毎(ユーザ毎, アプリケーション毎, QoSクラス毎等)の制御情報を持たせる必要があるため, この制御情報を保存する機構を追加し, パケット内のプログラムから参照・更新できるようにしている. さらに, アクティブノードにおけるルーチン的な処理を実行するために, ノードにプログラムを常駐することも可能としている.

パケットが転送するプログラムにはストリームコード(SC)と呼ぶ機械語を採用している<sup>[1-8,6-3]</sup>. ストリームコードを実行するCPUアーキテクチャは, 128個のユーザレジスタ, 128個のシステムレジスタ, 一時メモリ, 恒久メモリから構成される. ユーザレジスタの内容と一時メモリは1つのパケットの処理中だけ有効である. 言い換えると, 新たなパケットを受信すると初期化され, 処理が終了すると無効になる. 一方, 恒久メモリは全てのパケットからアクセス可能であり, ユーザにカスタマイズした制御情報の保存に使用される. レジスタやメモリの処理や, 制御のための機械命令が提供されている. ストリームコードは命令の種別を示すコマンド部と最大2個のオペランドから構成される. パケットの送信, データのコピーやルーチングテーブルの検索等のパケット通信に特有な処理については, 組み込みの関数が提供される.

アクティブノードは図6-2に示すように, SCエンジン, メモリ領域と常駐SC群から構成される. アクティブノードが処理するパケットでは, アクティブノードが実行するストリームコードとユーザデータがUDP/IPパケットにカプセル化される. SCエンジンはアクティブパケットが持つストリームコードを実行するソフトウェアであり, アクティブノードの中心の機能である. SCエンジンはパケットのストリームコードを1命令ずつ解釈するインタプリタとして実装されている. メモリ領域は, 一次メモリならびに恒久メモリ用の領域に分かれており, フロー毎の制御情報やルーチングテーブル等が格納されている. また, パケットのストリームコードや, 常駐のストリームコードから読み書き可能となっている.

ルーティングプロトコルなどのアクティブネットワークの運用に関わる運用処理もストリームコードで記述され, アクティブノードにあらかじめダウンロードされる. 図6-2における常駐SCが相当し, SCエンジンから周期的に呼び出されて実行される.

SCエンジンを含むアクティブノードは, Unixオペレーティングシステムのユーザ空間で動作するソフトウェアとして実装されており, 通信にはソケットインタフェースを使用している. 当初は, Solaris2.6オペレーティングシステムで開発し, 現在, FreeBSD 4.0オペレーティングシステムに移植済みである.

また, SCエンジンの性能についてSUN Ultra 60ワークステーション (CPU 360MHz, 256メガバイト主記憶)を用いて測定した. 表6-1に示すように, 基本的な機械命令を1000個連続したストリームコードの実行時間を測定した. 実行時間はgettimeofdayルーチンを用いて測定した.

**表 1 SC エンジンにおける命令実行時間**

命令	処理時間
MOVE レジスタ間	0.23 $\mu$ 秒
ADD レジスタ間	0.36 $\mu$ 秒
SUB レジスタ間	0.35 $\mu$ 秒
SKIP	0.23 $\mu$ 秒

また、パケットの送信，データのコピー，ルーチングテーブルの検索等のパケット通信に特有な処理については，組み込み関数が提供されている．表6-2に主な組み込みの関数を示す．

**表 2 SC エンジンにおける主な組み込み関数**

組み込み関数	処理
ALLOC	一時メモリの割付
ALLOC_PERM	半永久メモリの割付
COPY	データのコピー
TABLE	ルーチングテーブルの検索
OUT_SINGLE	パケットの送信

## 6.2.2 アクティブネットワークを用いたアプリケーション例

本節においては，アクティブネットワーク処理系上での実装アプリケーション例として，負荷分散処理，状況適応型コンテンツ配信に関するアプリケーションを紹介する．図6-3に負荷分散処理と状況適応型コンテンツ配信のアクティブネットワークでの実現方法を示す．

### 6.2.2.1 負荷分散処理アプリケーションの実現

ストリームコードを適用した負荷分散方式では，サーバおよびクライアントから，負荷分散方式の実現に必要な情報をアクティブノードに通知することで，アプリケーションとネットワークとを協調させる．具体的には，サーバは，自身が保持する処理可能量（「受け付け可能処理数×標準的な処理時間」）を，クライアントは，サーバへ要求する処理コスト（「予定処理時間」）を通知する．アクティブネットワークを構成するアクティブノード（図6-3中のAN）はクライアントからサーバへの要求を受け取ると，この情報から最適なサーバを選択して，そのサーバに要求を転送する．

これらの情報を使用した負荷分散方式は以下のようなになる（図6-3の「網での負荷分散処理」参照）．

まず、アクティブノードANで、サーバa方向とサーバb方向から通知された処理可能量を蓄積しておく（図6-3「網での負荷分散処理」の①）。この状態で、要求する処理コストを賄えるだけの処理可能量を持つサーバへ向けて自身を転送するという処理を記述したストリームコード(図6-3中のSC)を、クライアントからの要求に付加することで、アクティブノードANでは、要求の処理に最適なサーバの方向（図6-3ではサーバb方向）がストリームコード自身により選択され、該当方向の処理可能量が要求された処理コストだけ差し引かれた後、その要求が該当方向に転送される（図6-3「網での負荷分散処理」の②）。この処理を、サーバまでの到着アクティブノードごとに実行することで、最終的な要求の到着先が処理に最適なサーバとなる。

このサーバ方向への要求の転送処理は、約800バイトのストリームコードで実装されており、ストリームコードの実装およびテストも約1.5ヶ月程度を要するのみで、負荷分散専用の機器を使用しない、ネットワークによる負荷分散方式が開発できることが分かった。

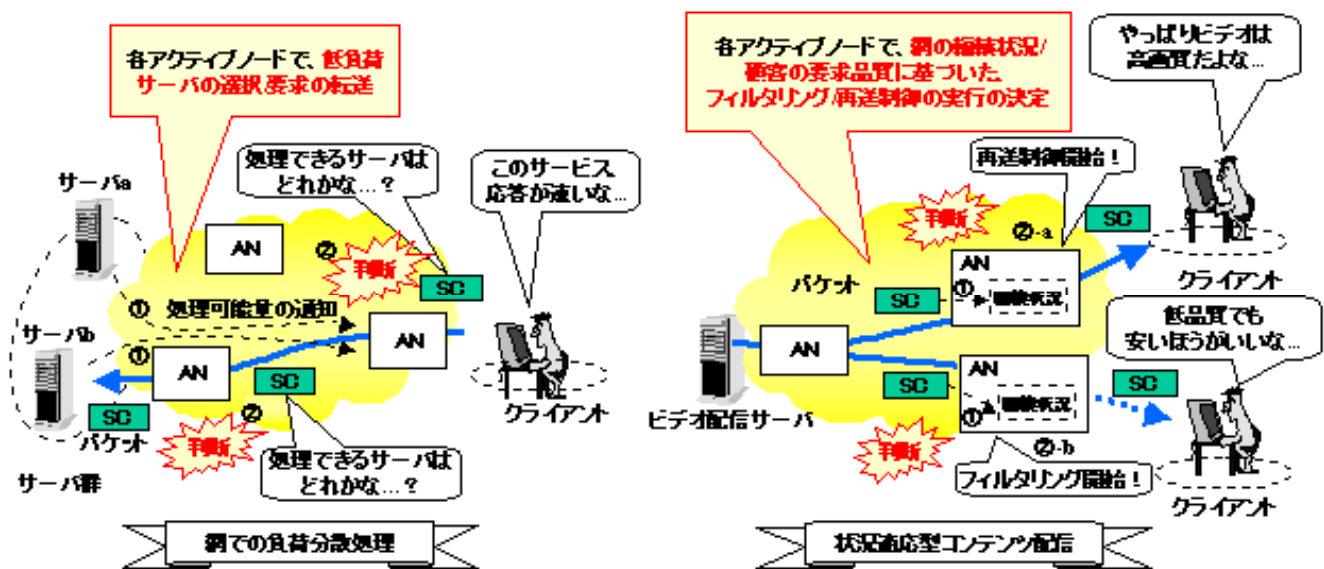


図 6-3 負荷分散処理と状況適応型コンテンツ配信

### 6.2.2.2 状況適応型コンテンツ配信アプリケーションの実現

コンテンツ配信への適用では、劣悪なネットワーク条件でも、受信されるコンテンツの品質を出来るだけ保つために、コンテンツにおける、各パケットが転送するデータの重要度を考慮して、転送先の経路が輻輳している場合には、低重要度のデータを転送するパケットから廃棄するようにストリームコードを記述することで、より重要なデータを破棄されにくくし、コンテンツの品質を可能な限り保持する。

このストリームコードの具体的な動作は以下ようになる（図6-3の「状況適応型コンテンツ配信」参照）。まず、アクティブノードANに到達したパケットに格納されたストリームコードが転送先

の経路の輻輳状況を参照する（図6-3の「状況適応型コンテンツ配信」の①）。この輻輳状況は、例えば、転送するリンクへの出力バッファの使用可能量などで示される。参照の結果、輻輳と判断できる場合には、転送しているデータの重要度を考慮して、さらに転送するか（図6-3の「状況適応型コンテンツ配信」の②-a）、この場で破棄（フィルタリングする）するか（図6-3の「状況適応型コンテンツ配信」の②-b）をストリームコード自身が判断する。さらに②-aの場合、品質を高めるために、アクティブノードはパケットの再送制御を行うことも可能としている。

このコンテンツ転送処理は、約900バイトのストリームコードのみで実装されており、ストリームコードの実装およびテストも約1ヶ月程度を要するのみで、アプリケーションにとって、より重要なデータの欠落を可能な限り防止するコンテンツの転送方式が開発できることが分かった。

### 6.3 アクティブネットワークを用いた QoS ルーティングプロトコルの実装

近年、インターネットにおける高機能化やユーザに対するQoSの差別化が重要な課題となっている。このためには、ルータやスイッチ等のネットワーク機器の振舞いをユーザがプログラミングすることを可能とするアクティブネットワークが有望な技術の一つである。このため、本節では、開発したストリームコードと呼ぶアセンブリ言語をベースにしたアクティブネットワーク処理系を用いた輻輳制御手法について提案し、その手法を本アクティブネットワーク処理系上に実装することにより、実現可能であることを実証した<sup>[6-4]</sup>。提案した輻輳制御手法は、2種類のルーティングプロトコル、ならびに、ネットワーク輻輳監視プロトコルから構成されている。このアクティブネットワークを用いることにより、従来のインターネットでは実現できない、より柔軟性が高く、高機能な輻輳制御手法を実現することが可能となる。

提案の輻輳制御手法では、まず、ルーティングプロトコルが、ネットワーク輻輳監視プロトコルによってダイナミックに通知される最新のリンク情報を用いる様、密連携する様に設計されている。この様なプロトコル間の密連携は、ATMネットワークの場合は、性能監視用のOAM (Operation, Administration and Management)機能があるものの、既存のインターネットでは、パケットの経路制御を行うルータと、ネットワークの監視機器が物理的に異なるノードとして構成されるため、実現が非常に難しい。一方、輻輳制御手法としては、異なるユーザ毎にカスタマイズするために、異なるレベルのリンク情報を別々のルーティングプロトコルにより実行させている。これは、高優先度のトラヒックに対しては、輻輳しているリンクやノードの部分を通過させない様なルーティング情報を提供するQoSルーティングプロトコルの導入により実現している。さらに、本QoSルーティングプロトコルの実際のアクティブネットワーク上での実装は、QoSと輻輳制御の重要性が認識されている状況の中でも、最初の事例であった<sup>[1-8, 6-5~7]</sup>。

以降の節では、上述のルーティングプロトコルとネットワーク輻輳監視プロトコルをどの様に密連携させることにより、ネットワーク輻輳制御を実現させているかについて、詳述する。具体的には、まず、最初に上記連携手法について実現する輻輳制御手法の設計方針について、説明する。さらに、その設計手法に基づき、前節で紹介した本アクティブネットワーク処理系上でのQoSルーテ

イングプロトコルとネットワーク輻輳監視プロトコルの詳細実装方法について論ずると共に、実際の広域テストベッド (JGN: Japan Gigabit Network)を用いて通信試験を行った結果について提示する。

### 6.3.1 プロトコルの実装方針

インターネットにおけるQoS差別化のためのアプローチとしては、QoSルーティングプロトコル<sup>[1-16][6-8]</sup>とRSVP (Resource reSerVation Protocol)の組み合わせが一般的である。ベストエフォート型のフローは、QoSを意識しないルーティングプロトコル (以降、デフォルトルーティングプロトコルと呼ぶ)によって経路計算される。一般的なデフォルトルーティングプロトコルとしては、OSPF<sup>[1-15]</sup>やRIP (Routing Information Protocol)<sup>[6-9]</sup>がある。その一方、QoSフローについては、RSVPシグナリングによって、予め帯域予約されたパスにトラフィックを流すことにより、QoSを保障される。その際、QoSフローのパスは、OSPFエクステンション<sup>[1-16]</sup>等のQoSルーティングプロトコルによって経路計算される。QoSルーティングプロトコルは、QoSフローのためのリング空き帯域に関する情報をルータ等のネットワークノード間で相互に交換し合う。このネットワークノードでは、ベストエフォート型のフローとQoSフローについて、それぞれ異なるパケット転送制御を適用する。具体的なトラフィック転送制御メカニズムとしては、プライオリティキューイングやウエイテッドフェアキューイング等が一般的である。この様に、QoSルーティングは良い手法と考えられるのにも関わらず、以下の2つの理由により、大規模な広域IPネットワークには実現されてこなかった。まず、1つ目の理由としては、RSVPのスケラビリティがないという点である。実際、RSVPはフロー単位でシグナリングを行い予約パスの設定が行われるため、非常に多くのQoSフローが存在する状況下では、ルータに対して非常に高い負荷が掛かってしまい、パケットの転送能力へ影響してしまう。また、2つ目の理由としては、全てのルータがRSVPの機能を具備する訳ではないため、予め帯域予約したパス上で、QoSを保障できないケースが出てくる可能性が高いことである。

上述の様に、シグナリングや複雑なトラフィック転送制御メカニズムを利用しないで、QoSの差別化を実現するため、以下の原則に基づく、輻輳制御手法について提案した。

- 1) QoSルーティングプロトコルは、ネットワーク上で輻輳が発生している環境下において、QoSフローが輻輳していないパスを選択するために利用される。したがって、ルータ等のネットワークノード上での、トラフィック転送制御メカニズムの実装は不要となる。
- 2) RSVPシグナリングの代替として、ネットワーク輻輳監視プロトコルと呼ぶ性能監視用OAM手法を用いる。このネットワーク輻輳監視プロトコルは1)のQoSルーティングプロトコルを起動させるために利用され、隣接するネットワークノードは、テストパケットを相互に送し合うことにより、可用帯域を計算する。この簡易な手法は、大規模ネットワークでの品質監視に現実的に最も適した手法と考えられる。

これらの各プロトコルを迅速に実装するために、上述のアクティブネットワーク処理系上に輻輳制御手法として適用を行うこととした。

### 6.3.2 ネットワーク輻輳制御手法

6.3.1節の議論に基づき、図6-4に示す通り、アクティブノードから構成されるアクティブネットワーク上にネットワーク輻輳制御手法を実装した。アクティブパケットによって運ばれるプログラムは、アクティブノードによって実行される。プログラムは、ストリームコードと呼ばれるアセンブリ言語によって記述している。

ここで提案するネットワーク輻輳制御手法は、ネットワーク輻輳時におけるプライオリティベースのQoS差別化により、各ユーザの要求条件に基づく制御を実行する。ルーティングプロトコルとしては、2種類のプライオリティとして、高優先度に対応したQoSルーティングプロトコルと、低優先度のデフォルトルーティングプロトコルを提供している。ネットワーク輻輳監視プロトコルは、QoSルーティングプロトコルが、時々刻々とダイナミックに変化するリンク情報を利用できる様にするため、導入されている。これらの各種プロトコルは、アクティブパケットで運ばれるプログラムによって実装されており、以下の原理に基づき設計されている。

(1) 2種類のルーティングプロトコルは、以下の詳細動作に基づき、実装されている。

- 高優先度トラヒック向け：

トラヒックは、アクティブネットワーク内のあるリングが輻輳した場合、その輻輳箇所を回避する様に、リルーティングされる。このため、高優先度トラヒックは、QoSルーティングプロトコルを用いるが、本プロトコルは、リンクアップ/ダウンのリンク情報に加えて、リンク輻輳の開始/終了の情報についても利用し、経路の再計算を実行する。リンク輻輳の開始/終了の情報は、ネットワーク輻輳制御プロトコルによって情報通知される。

- 低優先度トラヒック向け：

トラヒックは、アクティブネットワーク内のリンク輻輳の有無に関わらず、経路の再計算は行われぬ。低優先度トラヒックは、デフォルトルーティングプロトコルに従い、本プロトコルは、リンクのアップ/ダウンによる経路の再計算しか行わない仕様となっている。

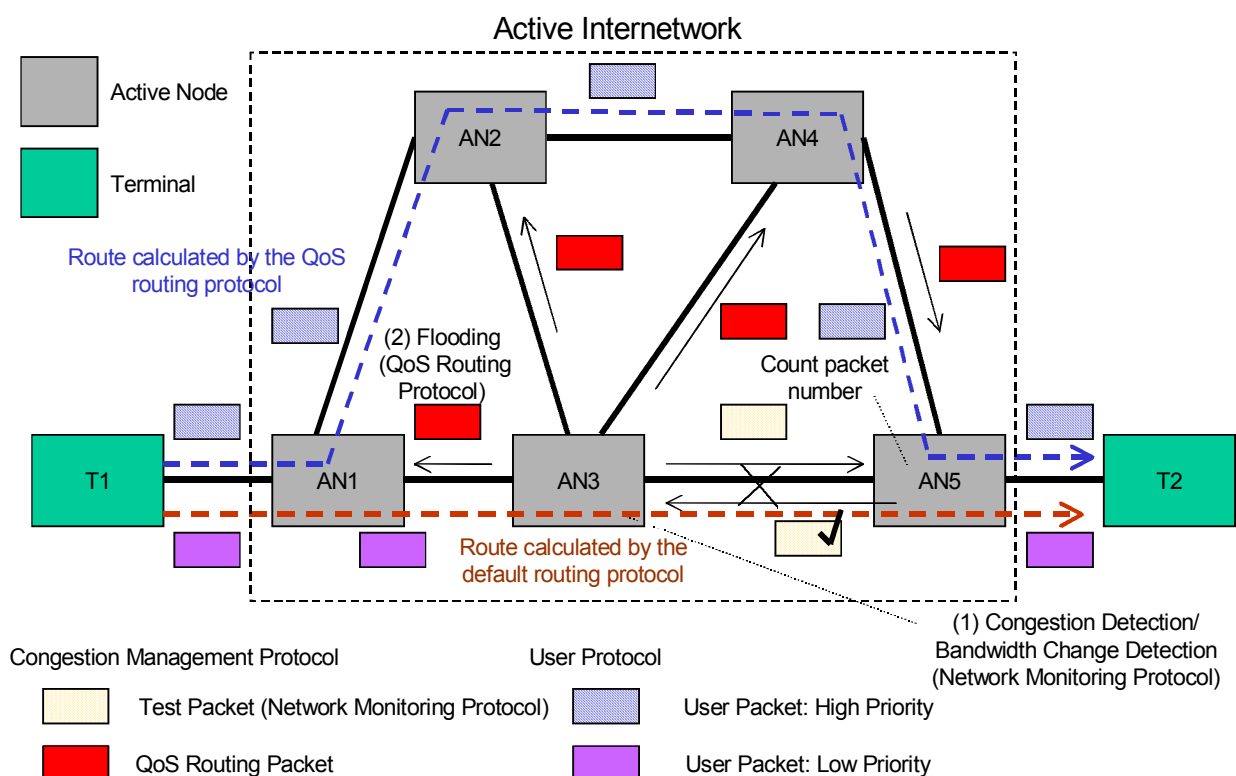


図 6-4 アクティブネットワーク上でのネットワーク輻輳制御手法

QoSの差別化の実現は、アクティブノードとエンド端末の連携により実現される。具体的には、送信側エンド端末が、高優先度または低優先度付きの packets にそれぞれに対応したストリームコードを付加する。例えば、高優先度付きの packets は、アクティブノードに対して、QoS ルーティングプロトコルを要求する。また、各アクティブノード上では、以下で示す3種類のプロトコルが動作している。

(2) ネットワーク輻輳監視プロトコルは、物理リンクを介して隣接するアクティブノード間の全ペア間で動作させている。テストパケットはアクティブノードによって周期的に送出している (図6-4のAN3)。テストパケット受信側のアクティブノード (図6-4のAN5)では、該当リンクの受信テストパケット数をカウントしている。一定期間における受信パケット数は、受信側アクティブノード (AN5)から送出する、リンク逆方向のテストパケットの中に記録される。送出側のアクティブノード (AN3)が、このテストパケットを受信すると、当該リンクの物理帯域と受信したテストパケット数から、リンクの現在の空き帯域を推計する。もし、このリンクの空き帯域が輻輳により一定の閾値以下となった場合、QoSルーティングプロトコルが起動される。



この手順については、テストパケット中のストリームコードに記述されている。

(3) QoSルーティングプロトコルは、全てのアクティブノード間で実行されている。本実装に用いたQoSルーティングプロトコルは、リンクステート型であり、OSPFの拡張したものをベースとしている。本プロトコルは、経路計算として物理リンク帯域の値を用いる代わりに、現在のリンク空き帯域の値を利用する。リンク空き帯域については、ネットワーク輻輳監視プロトコルによって動的に最新状況の通知が行われている。経路については、ボトルネックとなるリンクの帯域をベースに計算されており、あるフローのベスト経路は、現在の可用帯域ベースでのボトルネックが最大の値となっているルートとなる

(4) 低優先度トラフィックのためのデフォルトルーティングプロトコルについても、全てのアクティブノード間で実行されている (但し、図6-4には示されていない)。このプロトコルは、OSPFプロトコルに類似しており、ネットワーク輻輳が発生しても、経路の再計算は実行しない実装としている。

### 6.3.3 輻輳制御の実装詳細

本節においては、上述のデフォルトルーティングプロトコルと、ネットワーク輻輳監視プロトコルの実装詳細について言及する。なお、QoSルーティングプロトコルについては、デフォルトルーティングプロトコルとの違いが、ルーティングプロトコルを起動させるトリガの違いだけのため、その実装詳細は割愛する。具体的には、デフォルトルーティングプロトコル手順は、監視対象のリンクがアップしたり、ダウンしたりするタイミングで起動されるものであり、QoSルーティングプロトコル手順は、ネットワーク輻輳監視プロトコルがリンクの輻輳状態の変更を通知したタイミングで起動されるものである。

#### 6.3.3.1 ルーティングプロトコル設計方針

アクティブノード間で動的に変化するルーティング情報の交換機能の実現のため、上述の開発したアクティブネットワーク処理系上のルーティングプロトコルについて、ストリームコードを利用して設計した。以下に本ルーティングプロトコルの設計方針を列挙する。

- (1) ルーティングプロトコルは、OSPFと同様のリンクステート型とする。この設計思想により、全アクティブノードは、同一のトポロジー情報を持つことになる。リンクステート型ルーティングプロトコルの採用により、そのスケーラビリティについても確保されることとなる。
- (2) 本ルーティングプロトコルの機能は、ルーティングプロトコルパケット内に格納されているストリームコード、ならびに、アクティブノード内にストアされているストリームコードによって実現される。アクティブネットワークの処理系の部分で既に説明した、アクティブノ

ード内のストリームコード (常駐SC)は、特定のタイムアウト期間が経過すると起動するタイプのものと、他のストリームコードによって送信される信号によって起動されるタイプの2種類が利用されている。

- (3) ルーティングプロトコルのストリームコードは、あるパケットに反応して送出されるパケットの起動用のプログラムを含んでいる。このため、一連のプロトコルシーケンスを構成するパケットは、前のパケットが次のパケットを構成して送出される動作の繰り返しで実現している。この実現方法としては、以下の2種類の実現手法がある。1つ目の実現手法は、最初に送出される一連のパケットが、その後送出されるパケットのストリームコードを全て含めた形で発出されるものである。もう1つの実現手法は、連続して次のパケットを送出するため、アクティブネットワーク内に保持しているストリームコード (常駐SC)を信号により起動させるものである。本ルーティングプロトコルの実装では、上位の2種類の実現手法を組み合わせることにより、パケット内のストリームコードがシンプル、かつ、必要以上に長くない様に工夫した。
- (4) ルーティングプロトコルの設計においては、OSPFにおけるプロトコル手順を参考にしつつ、ストリームコードによる実装がし易い様、適宜手順のチューニングを行うこととした。

### 6.3.3.2 ルーティングプロトコルの詳細手順

ルーティングプロトコルの詳細手順については、以下の(1)~(5)に示す各構成要素別に説明することとする。

- (1) 本ルーティングプロトコルは大別して、ハロー手順とリンクステート交換 (LSE : Link State Exchange)手順の2つの手順から構成されている。ハロー手順は、アクティブノードやアクティブノード間のリンクの死活監視のために利用される手順である。一方、リンク状態交換手順は、アクティブノード間でリンク状態を相互に交換するために利用される手順である。LSE手順は、さらに、パケットの到着確認、フロー制御、再送制御の様なパケットの高信頼転送を保障するメカニズムについても提供している。
- (2) アクティブノードは、隣接ステートテーブルならびにリンクステートテーブルの2つのテーブルを保持している。前者の隣接状態テーブルについては、隣接するアクティブノードに関する情報を含んでいる。具体的には、隣接ノード情報として、そのアクティブノードの死活情報、高信頼パケット転送のためのシーケンス番号情報等が格納されている。一方、リンク状態テーブルは、該当ネットワーク内の全リンク情報を含んでいる。リンク情報には、発側アクティブノード、着側アクティブノード、リンクの物理帯域等が格納されている。これらのリンク情報は、リンクステート情報と呼ばれる。ここでアクティブノードは、自身のノードに接続されているリンクで、かつ、そのノードが発側ノードとなるデータ方向のリンクステート情報について、その管理の責任を持つこととする。このリンクステート情報をそのノ

ードにおける管理リンクステート情報と定義する。一方、リンクステート情報のアップデートを適切に管理するために、アクティブノードはリンクステートシーケンス番号と呼ばれる順序番号をリンク管理用に付与する。さらに、アクティブノードの再起動時に、リンクステートシーケンス番号をリセットするため、リンクステート情報の有効期間を指定することによるタイムアウト機能も導入した。このタイムアウト期間は、リンクステートエイジと定義する。リンクステートシーケンス番号、ならびに、リンクステートエイジは、OSPFにおけるメカニズムを参考としている。

- (3) ハロー手順については、以下の通りの動作である。アクティブノードがネットワークに新たに接続される場合、このノードと直接リンクを経由して接続されている全てのアクティブノードに対して、ハローパケットの送出を開始する。ハローパケットは、アクティブノードのタイムアウトメカニズムを利用して、周期的に送出される。このリンクに接続されている相手側のアクティブノードも周期的にハローパケットを送出する。受信側のアクティブノードがハローパケットを受信すると、そのハローパケットに書かれている送信側アクティブノードのIPアドレスを、自身が送出するハローパケットに転記する。アクティブノードは、その接続リンクにおいて、相手側のアクティブノードから受信したハローパケット内に自身のIPアドレスが含まれていることを確認すると、そのリンクを介して接続されているアクティブノードが起動したことを認識し、隣接ステートテーブルをアップデートする。このメカニズムについても、(2)と同様にOSPFにおけるメカニズムを参考としている。
- (4) リンク状態交換手順は、以下に示す詳細動作を実行している。
  - i) アクティブノードは、新たに隣接ノードとして起動したことを検知すると、リンクステート情報のアップデートを実行する。その後、アクティブノード内のリンクステートテーブルの全てのリンクステート情報を、リンクステート交換 (LSE)パケットを用いて、隣接ノードに通知する。また、そのアクティブノードは、他の全ての隣接起動ノードに対しては、その管理リンクステート情報のみを広報する。
  - ii) アクティブノードは、LSEパケットを受信すると、リンクステート情報の更新のため、リンクステートテーブルのアップデートを実行する。すなわち、LSEパケット内のリンクステート情報内のシーケンス番号を、リンクステートテーブル内のシーケンス番号と比較して、更新の可否を判断する。もし、関連するLSEから通知されたリンクステート情報がテーブル内に存在しない、もしくは、テーブル内の情報よりも新しい情報である場合は、テーブルの更新作業を実行する。
  - iii) リンクステートテーブルがアップデートされた場合、アクティブノードはその更新されたリンクステート情報を、その情報を受信した隣接ノード以外の他の全ての隣接ノードに対して広報する。
  - iv) (2)で述べた通り、リンクステート情報は、リンクステートエイジを経過してしまった場合、その経過を検出したアクティブノードで廃棄される。したがって、全てのアクティブノード

ドは、リンクステートシーケンス番号をインクリメントしながら、周期的に管理リンクステート情報を広報している。

- (5) 上述の通り、LSEパケットは高信頼に転送される必要がある。したがって、LSEパケットの受信確認パケット (LSE Ackパケット)が定義されており、LSEパケット、ならびに、LSE Ackパケット共に、シーケンス番号を持っている。LSEパケットを送出するアクティブノードは、タイマを起動して、そのタイマの設定期限にLSEパケットの再送を行える様にしている。

図6-5に提案するルーティングプロトコルのプロトコルシーケンス例を示す。この例では、3つのアクティブノード (AN1, AN2, AN3)と2つのエンド端末 (N1, N2)がタンデム接続されている。まず始めに、AN1とAN3がハローパケットの交換を開始し、双方の隣接ノードへのリンクがアップとなっていることを確認する。この際、AN1は自身のリンクステートテーブル内に、AN1からAN3宛てのリンク情報をリンクステートシーケンス番号と共に新たに追加する。AN3側でも同様に、自身のリンクステートテーブル内に、AN3からAN1宛てのリンク情報をリンクステートシーケンス番号と共に新たに追加する。

上述のハローパケット交換処理後、両アクティブノードは、リンクステートテーブル内のリンクステート情報を含むLSEパケットを、それぞれ独立に送信する。LSEパケットをアクティブノードは受信すると、そのパケット内に格納されているリンクステート情報を用いてリンクステートテーブルを更新し、LSE Ackパケットを返送する。この処理も各アクティブノードでそれぞれ独立に実行される。この手順の次に図に示す様にAN2が起動されると、AN3はAN2へのリンクがアップしたことを認識し、その隣接ステートテーブルとリンクステートテーブルの更手順を開始する。この際、AN3における管理リンクステート情報のリンクステートシーケンス番号は、AN2へのリンクアップ更新情報により1から2へとインクリメントされる。その後、AN3内の全てのリンクステート情報をAN2に対してLSEパケットとして送信する。その際、上述のAN3における管理リンクステート情報だけをAN1に送付する。一方、AN2は自身のアドレスを含むハローパケット受信前に、LSEパケットとして受信することになる。このため、AN2はこのLSEパケットの受信を以て、AN3宛てのリンクがアップしたことを認識し、最終的に隣接ステートテーブルとリンクステートテーブルの更新を実行する。この後、AN2は自身の持つ全てのリンクステート情報をLSEパケットとして、AN3宛てに送信する。AN3では、AN2の管理リンクステート情報が新しいリンク情報として認識されるため、これをAN3内のリンクステートテーブルに追加すると共に、その追加情報だけをAN1にLSEパケットとして送付する。これらのパケットの交換後、AN1, AN2, AN3の各アクティブノードは、同一のリンクステート情報をもつことが可能となる。

AN : Active Node  
 LsSeq# : Link State Sequence Number #

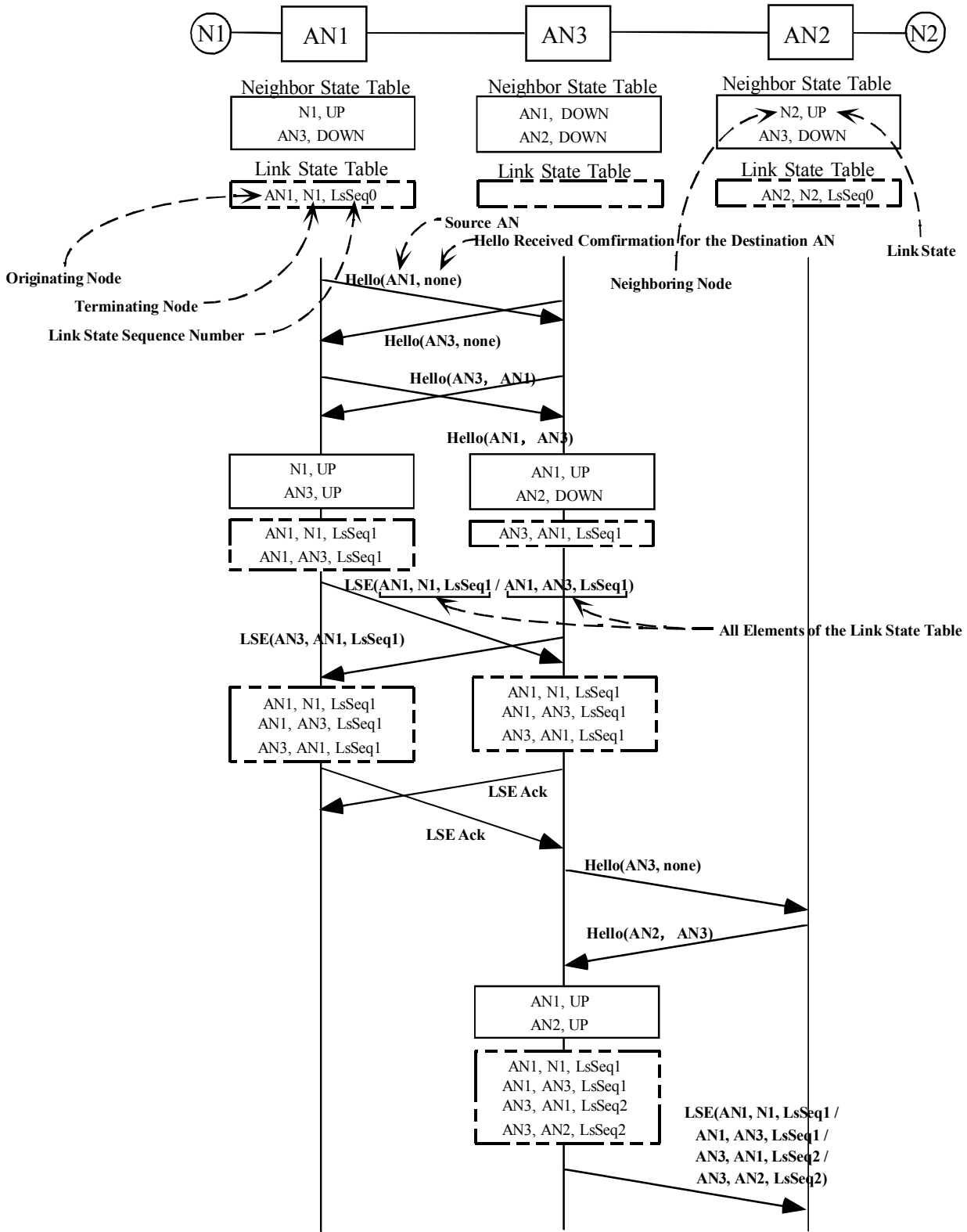


図 6-5 アクティブネットワーク上でのルーティングプロトコルシーケンス例

AN : Active Node  
 LsSeq# : Link State Sequence Number #

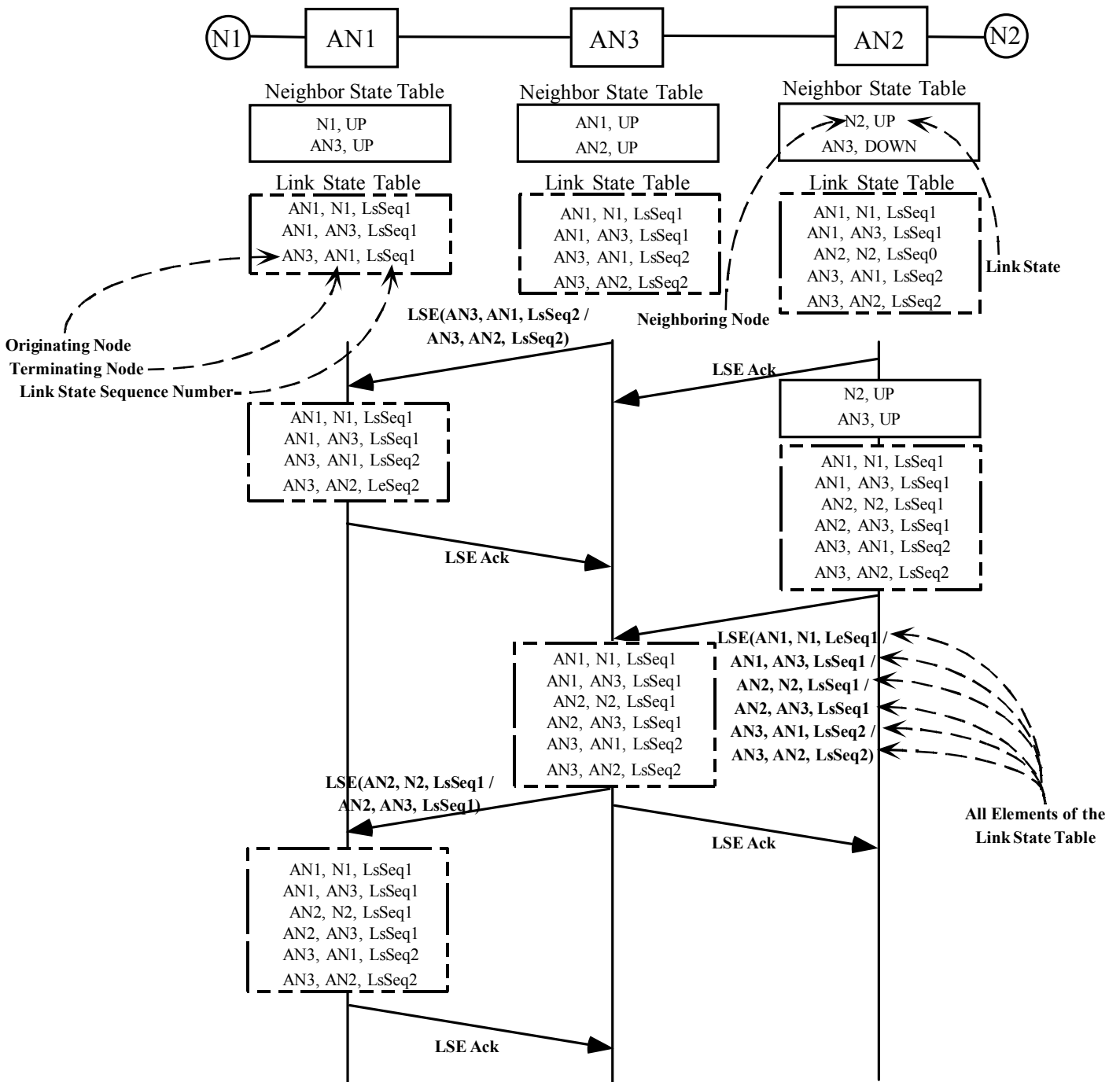


図6-5(続き) アクティブネットワーク上でのルーティングプロトコルシーケンス例

### 6.3.3.3 ルーティングプロトコル実現のためのストリームコード

上記ルーティングプロトコルの詳細手順に基づき、本節ではそのストリームコードの実装のための具体的な設計方針・手法について述べる。ストリームコードの実装においては、前述の通り、いくつかの手法が考えられる。本ルーティングプロトコルの実装に当たっては、ハローパケットの交換手順とLSEパケットの交換手順を、それぞれ別々のストリームコードで記述する設計方針とした。本設計方針を採用した理由は、ハローパケットとLSEパケットのストリームコードのサイズを大きくすることなく、さらに、アクティブノードが管理する状態をDOWN, Hello\_RCVD, UPの3種類に限定してシンプルにできることが挙げられる。2種類のストリームコード例について、以下において、具体的に説明を行う。

#### (1) ハローパケット内に格納されるストリームコード

ハローパケット内に格納されるストリームコードは、下記に示す通りである。

```
Select an element in the Neighbor State Table
    corresponding to Specified IP address [that of sender];
If remote IP address [that of receiver] does not exist,
    then change the state of the element to HELLO_RCVD;
else
    send a Link UP signal to SC Engine;
```

アクティブノードがハローパケットを受信すると、ストリームコードは隣接状態テーブルを利用して、そのリンクがDOWN状態にないかどうかチェックを行う。その際、LSE手順を起動するためのデーモンへの問い合わせを、リンクアップシグナルをSCエンジンに送信するによって実行する。この手法は、LSE手順におけるストリームコード量の抑制に効果的である。

#### (2) LSEパケット内に格納されるストリームコード

LSEパケット内に格納されるストリームコードは、下記に示す通りである。

```
Select an element in the Neighbor State Table
    corresponding to Specified IP address [that of sender];
If the state is not UP, then send a Link UP signal to SC Engine;
Allocate temporary buffer;
Copy Stream Code itself into the buffer;
Update the Link State Table for new LS information included in this packet;
```

Copy this new LS information into the buffer;

If there is no new LS information, then SKIP to SND\_Ack;

Update the Routing Table using updated Link State Table;

Loop:

Pickup another Active Node from the Neighbor State Table;

If there are no more Active Nodes in the table, then SKIP to SND\_Ack;

Send the buffer using OUT\_SINGLE;

SKIP to LOOP;

SND\_Ack:

Allocate temporary buffer;

Copy Stream Xode below LSE\_Ack into the buffer;

Send the buffer using OUT\_SINGLE;

LSE\_Ack:

Stream Code for LSE Ack packet is packed from here.

LSEパケットが到着すると、ストリームコードはそのアクティブノードの持つリンク状態をSCエンジンへのシグナルを用いてUPに変更する。その後、上記ストリームコード例の4行目から7行目にて、LSEパケットの作成を実行し、LOOPによって全ての隣接するアクティブノードに対して、そのLSEパケットを送出する。最後にLSE\_Ackラベル以降のストリームコードのコピー動作により、LSE Ackパケットを作成することにより、余計なストリームコードを削減して、サイズの削減を図った。

#### 6.3.3.4 ネットワーク輻輳監視プロトコルの詳細動作

ネットワーク輻輳監視プロトコルは、隣接するアクティブノード間のリンク輻輳を検出するために用いる。リンクがUPとなった後、アクティブノードAN1は、テストパケットを周期的に送出し、受信側のアクティブノードAN2は、一定の時間間隔で受信したテストパケット数をカウントしている。これとは逆方向 (AN2 から AN1)のテストパケットは、上記受信テストパケット数を格納して送信されている。

本テストパケットは、シーケンス番号と上述のリンク逆方向からのテストパケットの受信数の2つのフィールドから構成されている。アクティブノードAN1は、自身初のリンクの輻輳について、相手側アクティブノードAN2からのテストパケット内の受信パケット数によって検出することが





また、カウンタの初期値は 3000 とし、リンク UP となってから、次の 10 秒タイマの発火までの時間が十分でなく、誤って輻輳リンクと判定されない様にするための区別ができる様な仕組みが組み込まれている。また、最初の 10 秒タイマの発火後の AN2 からのテストパケット内に格納する受信テストパケット数の初期値は 100 に設定されている。

- (3) 各アクティブノードは、リンク反対方向の受信テストパケット数が変化した場合、該当するリンクの帯域推定を実行し直す。この帯域推定は、物理リンク帯域に受信テストパケット率を掛け合わせることで、その値を算出する。受信テストパケット率とは、実際の受信パケット数の 100 (輻輳が発生していない場合の 10 秒間の受信パケット数に相当)に対する割合で定義される。もし、推定帯域が突然減少した場合は、その該当リンクでの輻輳が発生しているものと思われる。このため、推定帯域がある閾値を超過した場合、アクティブノードはリンクステートテーブルを更新し、この変更を通知する LSE パケットが、接続されている全アクティブノードに広報される。その結果、QoS ルーティングプロトコルが起動され、経路の再計算が行われることとなる。

### 6.3.4 実装プロトコルによる実験評価

6.3.3 節において、2つのプロトコルに関するストリームコードでの実装について論じたが、本設計方針に基づくストリームコードの総ステップ数は、約 3700 ステップとなった。前述の通り、ストリームコードはアセンブリ言語のため、基本的にはそのプログラムサイズは大きくなる傾向があるが、ルーティングプロトコルに関する共通手順をライブラリ機能として提供することにより、プログラムサイズの最小化を実現した。この結果は、ストリームコードが実際のルーティングプロトコルを記述するのに充分適用可能な言語であることを証明している。

図 6-7 に本ルーティングプロトコルを実装したアクティブネットワークに関する通信実験構成図を示す。このアクティブネットワークは、SUN UltraSparc 1 ワークステーション上で動作するアクティブノード 5 台から構成されている。また、ネットワーク輻輳監視プロトコルや QoS ルーティングプロトコルは、全てのアクティブノードで動作させている。隣接する 2 台のアクティブノード間のリンクは、OC-3 マルチモード光ファイバを用いて ATM スイッチを経由して、相互接続されている。このため、本アクティブネットワークシステムは、ATM ネットワーク上にオーバーレイされていると言えるが、図 6-7 は実際の ATM スイッチは全て示されていない。一方、2 台の端末はビデオサーバとビデオクライアントとして利用するために、本アクティブネットワークに接続されている。Motion JPEG フレームは、それぞれ QoS ルーティング用、もしくは、デフォルトルーティング用の各ストリームコードを付加して、パケット転送される。

両ルーティングプロトコルの振る舞いを評価するために、以下に示す 3 種類の評価実験を実施した。

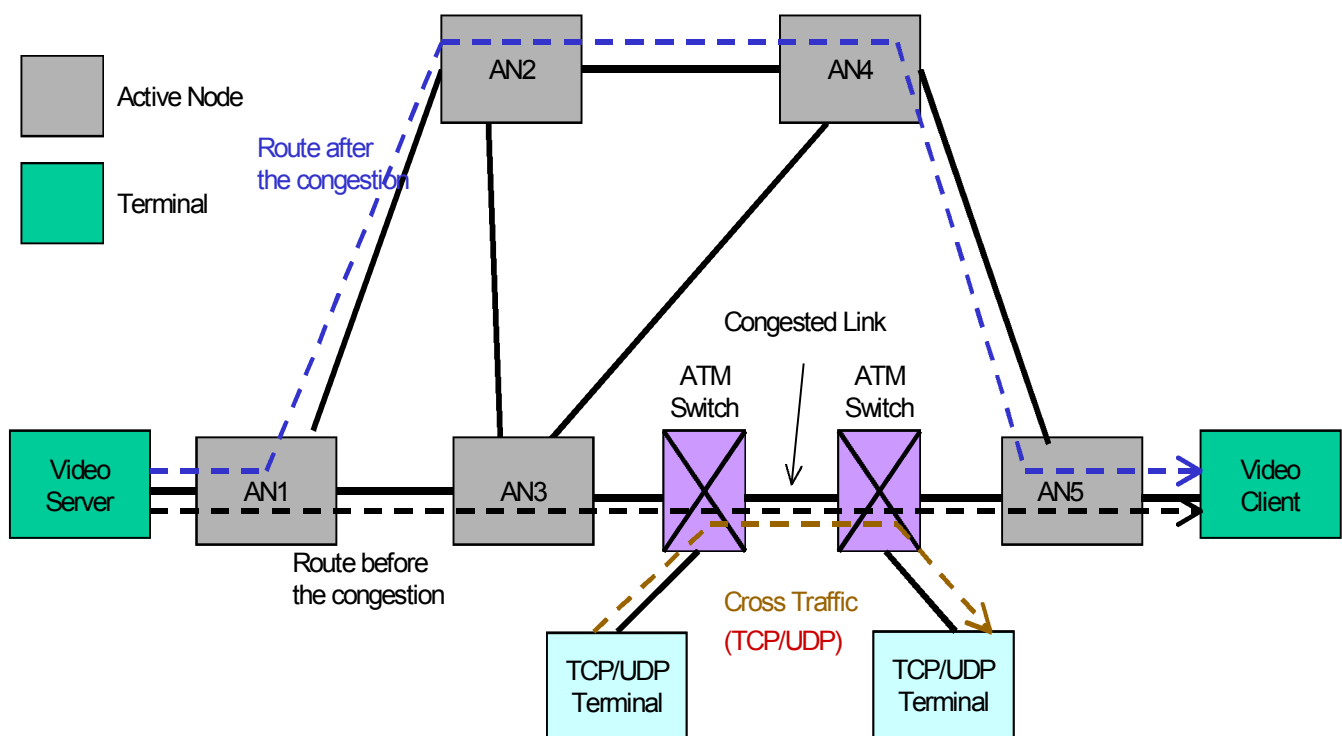


図 6-7 アクティブネットワーク上での QoS ルーティング評価実験構成

- (1) リンクの UP やリンクの DOWN が発生した場合の、経路変更時間について測定を行った。アクティブノード AN3 と隣接する ATM スイッチ間のリンクを切断したり、接続したりして評価を行った。その結果、リンクの UP による経路変更時間は 2 秒程度であったが、リンク DOWN による経路変更時間は 10 秒を要した。
- (2) リンクが輻輳した場合、ならびに、リンクの輻輳が解消した場合の経路変更時間について、それぞれ測定を行った。図 6-7 において AN3 と AN5 の間のリンクで輻輳を発生させるため、2 台の PC (図 5 の TCP/UDP Terminal) を ATM スイッチに接続した。フリーソフトウェアの `ttcp` を用いて、2 台の PC 間で 155 Mbit/s の物理リンク速度にて、TCP トラヒックならびに UDP トラヒックの転送を行わせた。Motion JPEG の平均スループットは、それぞれ高優先度と低優先度のそれぞれのトラヒックに対して、計測した。リンクに輻輳が発生していない場合は、双方の優先度のトラヒックが同じルート (AN1-AN3-AN5) を通過していた。また、その際の各トラヒックのスループットは、11.2 Mbit/s とほぼ同じ値を示していた。一方、AN3 と AN5 の間のリンクが上述の 155 Mbit/s のクロストラヒックにより輻輳した場合、低優先度のトラヒックのスループットは、1 Mbit/s 以下となった。しかしながら、高優先度のトラヒックの経路は、別ルートに変更されるため (AN1-AN2-AN4-AN5)、そのスループットは約 11.2 Mbit/s と、輻輳が発生していない際と同様のスループットを得ることができた。

これらの評価実験の結果より、2つのルーティングプロトコルは、アクティブネットワーク上で問題なく動作しており、リンクのアップ・ダウンやネットワークの輻輳に伴う経路変更も現実的な時間で実行されることが実証された。また、QoS ルーティングプロトコルは、最もボトルネック帯域が大きなルートを設計通り選択しており、高優先度のトラヒックは経路変更により、より高いエンドエンド通信品質を得ることができていることが確認できた。

上述の実験に加えて、アクティブノード、すなわち、SC エンジン自身のパフォーマンス測定を実施した。その結果、360 MHz Sparc ワークステーション上で動作する SC エンジンは、512 byte のユーザデータを持ち、ストリームコードとしては単純に転送処理だけを記述しているアクティブパケットを1秒間で5000個処理することが明らかとなった。さらに、本アクティブネットワークは、Motion JPEG のビデオトラヒックを約 11.2 Mbit/s の速度でストレスなく転送できており、ビデオクライアント側での深刻なジッタも発生しなかった。

### 6.3.5 QoS ルーティング実装に関する考察

QoS ルーティングプロトコルの実装と評価結果から、以下の考察を行った。

- (1) アクティブネットワーク技術は、非常に柔軟性と拡張性に優れており、多くの機能が簡単に実装され、ネットワーク輻輳監視機能等の現実の制御に実際に使われている。本実装では、まず2種類の異なるルーティングプロトコルを同じアクティブネットワーク上で同時に動作できることを実証した。また、ユーザ端末が自身の送出するパケット内のストリームコードに、そのプライオリティを指定できるため、QoS の差別化が簡単に実現できる。さらに、2つのルーティングプロトコルは、アクティブネットワーク技術なくしては、単一のネットワーク上で動作させることは不可能である。次に、QoS ルーティングプロトコルとネットワーク輻輳監視プロトコルの組み合わせは、非常に効果的に動作することが実証できた。これらの組み合わせによる QoS 制御の実現は、アクティブネットワーク技術を利用しないと実現することができない。
- (2) アクティブネットワークが現実のネットワークとして構築可能なことを実証するために、リンクステート型のルーティングプロトコルと、ネットワーク輻輳監視プロトコルをストリームコードによって実装した。ルーティングプロトコルの実装においては、ハローパケット交換手順と LSE パケット広報手順をそれぞれ別のストリームコードにより記述した。ネットワーク輻輳監視プロトコルの実装においては、テストパケット内のストリームコードは、輻輳発生情報を広報するシグナルを送出する設計とした。このシグナルは、QoS ルーティングプロトコルにおける LSE パケットの広報のためのストリームコードを実行する。これらの手法により、QoS ルーティングのためのストリームコードを簡単、かつ、プログラム量を大きくしないで、現実的な実装として実現することを可能とした。
- (3) ここで提案するネットワーク輻輳監視手法は、ネットワークノードがトラヒック制御機能を持

たないパケットネットワーク上で QoS の差別化を実現する QoS ルーティングを導入するという取り組みとしては、最初の研究となる。提案の QoS ルーティングプロトコルは、OSPF をベースとしていることから、OSPF における QoS エクステンション<sup>[1-16]</sup>と類似している。しかしながら、RSVP を用いた QoS の差別化<sup>[6-8]</sup>は、RSVP シグナリングがスケーラビリティに優れていない事実から、実際の広域ネットワークで実現することが難しいと考えられる。一方、提案するネットワーク輻輳監視手法は、シグナリングを利用しないため、このスケーラビリティの問題を解決でき、より良いスケーラビリティを実現することが可能である。

- (4) 本アクティブパケットは、UDP/IP パケット内にカプセル化されるため、IP ネットワーク上にアクティブネットワークを構成することが可能である。実際、5 台のアクティブノードからなるアクティブネットワークは、Ethernet LAN 上で構築し、一般の IP トラフィックが転送される環境下でも評価を行った。この実験環境にて、本アクティブネットワークの動作が問題なく実行され、前節の評価結果と同様な経路変更時間を実現することも確認でき、IP ネットワークと問題なく共存することが可能であることを示した。

### 6.3.6 関連研究との関係

- (1) 従来のネットワーク監視技術においては、ネットワーク監視マネージャーがネットワーク機器内の MIB (Management Information Base)<sup>[6-10]</sup>と呼ばれるエージェントからの情報を獲得し、監視動作はその情報をベースに実行される。しかしながら、この手法は以下に示す通り、いくつかの欠点がある。まず、監視用のトラフィックは監視マネージャーに集中するため、大規模ネットワーク管理においては、監視マネージャーがボトルネックとなることである。この問題を解決するため、アクティブネットワーク監視のいくつかの研究プロトタイプとして、SmartPacket<sup>[6-11]</sup>、NetScript<sup>[6-12]</sup>、OSIMIS<sup>[6-13]</sup>等が提案されている。これらのプロトタイプは、エージェント (MIB) に高度な機能を実行させるため、アクティブネットワークを用いている。例えば、SmartPacket のパケットは、装置障害を検出したり、障害からの復旧を行ったりするプログラムが含まれている。すなわち、これらのプロトタイプはマネージャーやエージェント等のネットワーク監視に利用されるネットワーク機器にアクティブネットワークを導入するものである。これに対して、提案するアプローチは、マネージャーやエージェントだけでなく、ルータも含めた全てのネットワーク機器に対して、アクティブネットワークを導入するものであり、ルータの機能とネットワーク監視機能を 1 台のアクティブノードとして組み合わせてネットワーク制御管理機能を一体化させることが可能なアプローチとなっている。
- (2) アクティブネットワーク上でのルーティングプロトコルの実装は、そのスケーラビリティの評価の観点、ならびに、ネットワーク監視機能の適用の観点から、非常に重要な取り組みである。この点においては、PLANet (Packet Language for Active Networks)<sup>[6-7]</sup>のみが、ルーティングプロトコルを実装している。しかしながら、本提案では OSPF と類似したリンクステート型のルーティングプロトコルを実装したにも関わらず、PLANet においては、RIP ベースのステートレス型の

簡略なルーティングプロトコルしか実装されていない。

- (3) 本アクティブネットワーク処理系は、カプセル方式を採用した数少ないプロトタイプである。ANTS<sup>[6-5]</sup>は、パケット内のユーザデータ領域に JAVA バイトコードのプログラムを格納し、実行している。しかしながら、JAVA プログラムを実行する標準の JVM (Java Virtual Machine)は、ルーティングテーブルやコンピュータの入出力バッファ等のパケット転送のために必要なレベルのリソースへのアクセスはできない。このため、ANTS は QoS を扱うアプリケーションをサポートできない上に、標準の JVM が提供する機能に限定されてしまう。これらと比較して、提案するアクティブネットワーク処理系は、ストリームコードが SC エンジンを通じて、ほぼ全てのコンピュータリソースにアクセスできるため、ANTS の様なアプリケーション作成にあたっての制約がないことが特長である。

SmartPacket<sup>[6-11]</sup>についてもアセンブリ言語ベースのアクティブネットワークであるが、ネットワーク監視機能に特化した処理系のため、ネットワークの輻輳制御やルーティングの様な他のネットワークアプリケーションへの適用は対象外となっている。

PLANet<sup>[6-7]</sup>は、基本的な IP ネットワーク機能に依存しない最初のアクティブネットワークとして挙げられるものの1つである。PLANet のパケットは、UDP や TCP の中にカプセル化されずに、そのプラットフォームは、UNIX のユーザ領域のアプリケーションとして動作する。プログラミング言語として PLANet は、アクティブネットワークのために特化して設計された、軽量な高級言語を用いている<sup>[6-7]</sup>。これは、プラットフォームとしては最適な実装の1つとなっており、300 MHz の Pentium PC 上の実装において、1 秒間に 5000 パケット以上の処理性能を実現している<sup>[6-7]</sup>。本提案の SC エンジンの性能は、評価結果より、この PLANet とほぼ等価な性能を実現していると言える。

## 6.4 各国のアクティブネットワークテストベッドと広域実証試験

前節で言及した通り、多数のアクティブネットワーク・システムのプロトタイプが試作されている。それぞれが独自のアーキテクチャを採用しており、プログラミング言語も、Java のような高級言語からアセンブリ言語のような低級言語が採用されている。また、ソフトウェアにより実装からハードウェアによる実装など、さまざまな実装形態が取られている。米国やヨーロッパでは、プロトタイプの試作は一段落し、このようなさまざまなアーキテクチャに基づくシステムを広域ネットワーク上に構築したテストベッド上で実証実験するフェーズに移行しつつある。

### 6.4.1 各国のアクティブネットワークテストベッド

米国では既に DARPA の資金により ABone (Active Networks Backbone)<sup>[6-15]</sup>と呼ばれるテストベッドが運用されている。ABone では、特定のアクティブネットワークのアーキテクチャを限定しないように、以下のモデルを採用している。ABone に接続されるアクティブノードは、AA (Active Application), EE (Execution Environment), ならびに Node OS の 3 種類の要素から構成される。AA はユーザのプログラム実行やパケットの転送等を実行する。EE は AA を実行するための

環境であり、Node OS は EE のためにさまざまなノードの資源を管理する基本ソフトウェアである。

これまでに ANTS EE, PLAN EE, ASP EE と呼ぶ 3 種類の EE が開発されており、これらの EE は ABone 上のアクティブノードに実装されている。現在、ABone では約 50 台のアクティブノードが動作している。また、EE や AA を Unix 上で実行するプラットフォームとして Anetd と呼ぶデーモンソフトウェアが開発されて、広く使用されている。Anetd では、アクティブノード間では、異なる AA が転送するパケットを ANEP (Active Network Encapsulation Protocol) を提供している。

一方、ヨーロッパにおいては、IST (Information Society Technologies Program) のプロジェクトとして、FAIN (Future Active IP Networks)<sup>[6-16]</sup> が 2000 年に開始されている。FAIN はアクティブネットワークの概念に基づいた、柔軟で、プログラム可能なネットワークアーキテクチャの開発を目的としている。具体的には、相互接続可能なアクティブネットワークの仕様を開発し、さらに相互接続を検証するためのテストベッドを構築されている。

しかしながら、日本においては、大学や研究所でアクティブネットワークの研究が盛んに行われたものの<sup>[6-17~24]</sup>、大規模なテストベッドを構築する計画はなかった。このため、本アクティブネットワークを JGN 上にテストベッドとして実証実験を行った。

#### 6.4.2 広域実証実験

上述した通り、アクティブネットワーク処理系を広域ネットワークで実証実験するため、図 6-8 に示す通り、総務省が構築したギガビットネットワーク JGN 上にテストベッドを構築した<sup>[6-25]</sup>。テストベッドは CRL と TAO の北九州リサーチセンター間を、JGN を介して 3 本の ATM コネクションで接続することにより、実現している。各拠点には数台のアクティブノードを設置し、全体で 8 台のアクティブノードを稼働させている。また、このテストベッドにおいて、アクティブネットワーク処理系上に実装した QoS ルーティングプロトコルの広域実証実験を実施した。この結果、アクティブネットワーク処理系およびアプリケーションが広域網においても順調に動作することを確認した。本テストベッドについては、2000 年 11 月 7 日に北九州国際会議場で開催された第 3 回ギガビットネットワークシンポジウムでデモンストレーションを実施して、その動作可能なことを実証している<sup>[6-26]</sup>。

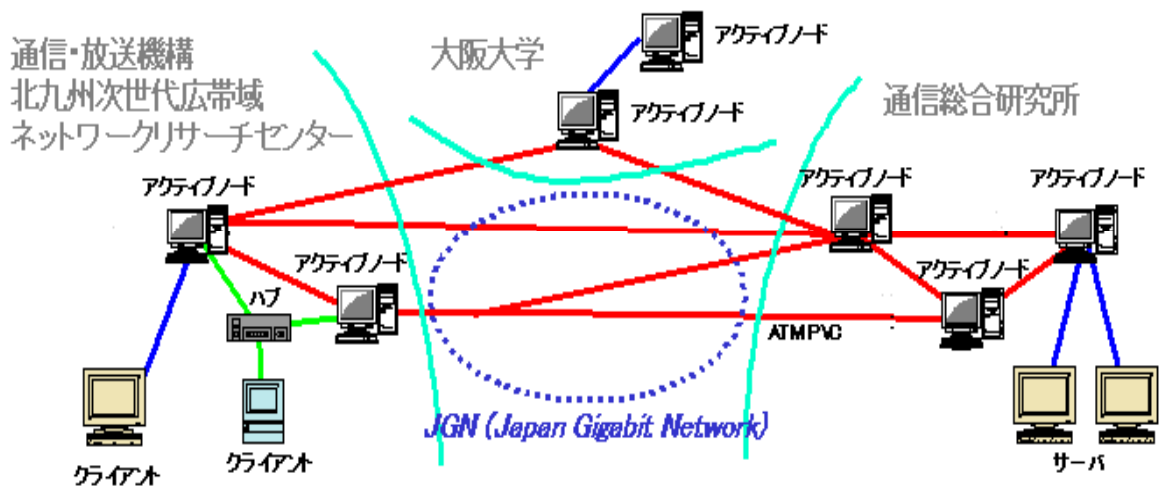


図 6-8 広域アクティブネットワーク上での QoS ルーティング実証評価



## 7 結論

本論文では、モバイル通信も含めたインターネットの社会でのインフラストラクチャー化、動画のストリーム通信に代表されるリッチコンテンツ化に伴い、現在も急増しつつあるインターネットトラフィックを、高速通信回線に高品質かつユーザの品質要求クラス別に効率的に收容する手法、ならびに、上記の最適な收容手法に加えて、ネットワークの輻輳状態と通信種別の重要度に応じたリアルタイム動的経路制御する手法の実現性・実証について論じた。

このため、まずは商用インターネットの初期段階において基幹回線として大きな役割を果たした ATM 網について研究対象に取り上げ、実際の ATM スイッチや ATM カードを利用することにより、実験評価を行った。具体的な評価内容としては、第 2 章から第 5 章にて、ATM による TCP/IP トラフィックの広域網への効率的收容方法について、各種申告パラメータの最適な設定手法について述べると共に、ATM 網内での優先度の異なるトラフィックの差別化手法について述べた。ここで得られた以下で述べる各種知見は、実際の国内長距離 ATM 回線や国際 ATM 回線上での企業 LAN 間通信に代表されるデータトラフィックに対するネットワークサービスとして適用され、ベストエフォート通信も含めた、データ通信の高速化や高品質化の底上げに大きな貢献をすることができた。

さらに、次に、ネットワークの輻輳状態と通信種別の重要度に応じたリアルタイム動的経路制御する手法の実現性・実証のため、インターネットの高品質化・高機能化を実現手法である、アクティブネットワーク技術について取り上げた。具体的には、第 6 章にて、アクティブネットワーク上でのネットワーク輻輳監視機能とトラフィック経路制御機能の融合について、その設計方針や他の既存提案手法と比較した場合の特徴を最初に論じた。さらに、この監視・制御機能を融合する実際に動作するネットワークアプリケーションとして、ネットワーク輻輳監視機能に基づく、QoS 経路制御機能をアクティブネットワーク処理系上に実装し、その実験室内に構築したネットワークでの実験評価を行った。また、その評価結果に基づき、総務省が構築した日本国内における広域テストベッド上にも本アクティブネットワークをオーバーレイ技術により実現させ、その広域網での動作実証、ならびに、有効性についても論じた。

以下において、各章における評価実験や実装に関する詳細結果について集約する。

まず、第 2 章では、ATM VBR による TCP/IP 通信の收容手法について論じる。広域 ATM 網が導入されるに伴い、TCP/IP プロトコルに従った LAN 間通信を收容するための技術の確立を目的として、可変速度通信トラフィックの收容に適した ATM VBR が注目された。このため、そのトラフィック收容方法について、実際の広域網をエミュレーションした実機を用いた実験に基づき、評価を行った。本論文では、TCP トラフィックに対応する VBR 用のトラフィックパラメータの推定方法と、端末からの TCP トラフィックが、広域 ATM 網と契約したトラフィックパラメータと適合しない場合に、UPC 機能によるセル廃棄が TCP スループットに及ぼす影響を、通信実験により評価した。

具体的には、TCP トラヒック特徴づけ試験を行い、SCR および MBS を推定し、更に推定した SCR と MBS を基準とし、より小さい値が設定された場合の UPC 機能におけるセル廃棄により、TCP スループットがどのように劣化するかを評価した。その結果、以下の知見を明らかとした。

- a) 1本のTCPコネクションに対応するSCRとMBSは、TCPの送受信ソケットバッファと最大セグメントサイズおよびRTTから想定されるスループットと、バースト長にそれぞれ対応させる。それよりも小さい値を設定すると、UPC機能によるセル廃棄が発生し、スループットが低下する。SCRの超過時のスループットの劣化は急激なため、設定には十分な注意が必要である。
- b) 複数本のTCP多重コネクションの場合、SCRはTCPコネクション数倍が必要であるが、MBSはコネクション数倍よりも小さい値の設定で充分である。上記の推奨値よりも小さなSCRやMBSを設定しても、スループットの低下は、1本のTCPコネクションの場合よりも、顕著な低下は認められない。
- c) TCPスループットが、PCRと同程度またはそれ以上となると、TCPトラヒックは固定速度通信となる。この場合に、不十分なSCRやMBSが設定されると、極端なスループットの劣化を招く可能性がある。

第3章では、ウインドウスケールオプションによるTCPトラヒックの広域ATM網へのVBRによる効率的収容方法について論じる。通常のTCPでのウインドウサイズは最大64kバイトであるが、RTTが大きな国際網の場合、ウインドウスケールオプションにより、より大きなウインドウサイズを使用することが可能であることを応用する。この場合についても、SCRとMBSの設定方法は第2章で言及する手法と同様であり、スループットの傾向も同様の特性が得られた。但し、TCP端末の性能が低い場合やPCRの値が物理回線速度の155 Mbit/sに設定された場合、MBSについては、計算された設定値よりも低い値を設定してもスループットの劣化が発生しないため、事前に同じ通信環境でのトラヒックの特徴づけ試験を行い、最適なMBSを設定する必要がある。

第4章では、SCDと呼ばれるATM VBRにおける選択的セル廃棄オプションを適用して輻輳制御を行った際のTCP/IP通信のスループットに与える影響について、実験的評価を行い、その結果について論じる。SCDは、ATMスイッチが輻輳時にセルを選択的に廃棄するためのATMスイッチにおける制御手法であり、ATMヘッダ内のCLPビットの有無により、輻輳時のセル廃棄の可否を決める。このSCDをSCRとMBSのUPC違反セルに対して実行し、輻輳時のスループットの劣化に関する評価を行った。その結果、ベストエフォート型のUBRと比較して、広域ATM中継回線の利用率はほぼ同様の傾向を示すもの、各TCPスループット間には高い公平性を提供できることが判明した。また、ATM中継回線の有効利用の観点では、SCDを用いないVBRと比較した場合、非常に高い利用率を実現できることも明らかとした。

第5章では、IPネットワークにおいて、QoSの提供を可能とする、DiffservのAssured

Forwarding (AF)を ATM の SCD を用いた VBR によりエミュレーションする手法について実験評価を行い、その有効性について論じている。実験は、TCP トラヒックを收容することにより行い、UBR に対応させた DF PHB との対比を行った。その結果、AF PHB 内の TCP トラヒックの公平性、異なる AF PHB 收容時の各申告帯域の保証、DF PHB との差別化が実現可能なことが、本実験評価により明らかとした。

最後に第 6 章では、アクティブネットワークによる IP 通信の品質差別化について論じる。インターネットにおける高機能化やユーザに対する QoS の差別化は、上述の通り重要な課題である。この解決策としては、アクティブネットワーク技術が有効である。本稿では、開発したアクティブネットワーク処理系上での QoS ルーティング制御アプリケーションとして、SC と呼ばれるアセンブリ言語ベースでパケットの動作記述を行う本処理系の特徴を利用して、ネットワーク輻輳監視機能と QoS ルーティング機能を融合した実装を実現した。また、ベストエフォート型通信用のルーティング機能も実装し、同じネットワーク上で 2 種類のルーティングプロトコルが動作することを実際の広域ネットワーク上で確認した。2 種類のルーティングプロトコルは、リンクステート型のルーティングプロトコルである OSPF をベースとしている。また、ネットワーク輻輳監視プロトコルと QoS ルーティングプロトコルは、それぞれ別の SC により記述されている。2 つの SC の融合は、ネットワーク輻輳監視プロトコルが輻輳を検知した場合に、そのリンクの初側アクティブノード内にて輻輳を通知するシグナルにより、QoS ルーティングプロトコルが起動される設計とすることにより実現した。さらに、アクティブノード内に良く利用される SC のライブラリや常駐プログラムを具備することにより、パケット内に格納されるプログラムサイズの最小化を図り、現実的なルーティングプロトコルとして実現可能であることを示した。Motion JPEG フレームの TCP ならびに UDP によるビデオ転送実験では、受信側ビデオクライアントにおいて、QoS ルーティングによる高優先度トラヒックが、経路の切替えも含めてストレスなく視聴できることを確認した。

以上に述べたように、ネットワークの品質保証や差別化は、ネットワーク機器におけるトラヒックの輻輳制御と経路制御の両輪により実現する必要がある。本論文では ATM を用いたネットワークノードのトラヒック制御と、スケーラブルな QoS ルーティング制御を組み合わせることにより課題の解決に向けて一歩を踏み出している。現在のインターネットではモバイルデータトラヒックが急増しており、さらなる高速化・大容量化が進んでいる。特に、スマートフォンやタブレット端末等のコンシューマ主導のモバイルトラヒックに留まらず、IoT/IoE (Internet of Things / Internet of Everything)の旗印の下、各種センサ等を搭載したマシンツーマシン(M2M)通信、携帯デバイス間のコアネットワークを介さないデバイスツーマシン(D2D)通信を含む第五世代携帯(5G)通信等、更なる展開が予想され、このようなネットワークにおいて、本論文で提案して検討した技術が様々な形で応用できる。

また、近年注目を集めているネットワーク仮想化技術においては、アクティブネットワークの基本技術が応用されている。仮想化されたルータにおいては、各種ネットワーク機能がスライス単位で柔軟に選択利用可能なため、異なるスライスでは、トラフィック制御機能やルーティング制御機能も異なるものを利用できる様になりつつある。近い将来においては、広域網用ルータや第四世代携帯(3.9G / 4G)におけるモバイルコア (EPC: Evolved Packet Core)網での各種トラフィック制御機能をスライス毎に柔軟に利用可能となることも予想される。本論文で提案した手法は、これらの新しい技術に対してもその知見を活用することができる。

## 謝辞

本研究を遂行するにあたり、多くの方々からのご協力、ご支援をいただき、ここに深く感謝の意を表します。

本論文をまとめるにあたって、ご多忙中にも関わらず、終始懇切なご指導を賜った早稲田大学大学院 基幹理工学研究科 情報理工・情報通信専攻 後藤滋樹教授には深く感謝の意を表します。

また、早稲田大学大学院 基幹理工学研究科 情報理工・情報通信専攻 中里 秀則教授、森 達哉准教授には、通信工学の側面から貴重なご助言・ご示唆を賜り深く感謝いたします。

加えて、筆者が早稲田大学大学院 理工学研究科 電気工学専攻 電子通信学専門分野 修士課程在籍中に研究のご指導を賜ると共に、国際電信電話株式会社（現 KDDI 株式会社）入社後も折に触れご教示を賜った早稲田大学大学院 先端理工学研究科 電気・情報生命専攻 加藤勇教授には殊に感謝の意を表します。

さらに、筆者の研究に対して、長きに亘り多大なご指導、ご助言をいただいた、加藤聰彦 元 KDDI 研究所執行役員（現 電気通信大学教授）、長谷川亨 元 KDDI 研究所執行役員（現 大阪大学教授）には、心から感謝の意を表します。また、筆者が国際電信電話株式会社入社以来、本研究の遂行にご理解を賜った、池田佳和 元国際電信電話株式会社 執行役員（アッカネットワークス副社長・東京工業大学教授・国立情報学研究所客員教授を経て、現 大谷大学教授）、小西和憲 元 KDDI 研究所 主席研究員（サイバー大学教授）、若原恭 元国際電信電話株式会社 研究所交換グループリーダー（現 東京大学教授）、鈴木健二 元株式会社 KDDI 研究所 代表取締役副所長／元電気通信大学教授（現 ケニスブロン社長）、藤岡雅宜 元国際電信電話株式会社研究所 主任研究員（現 エリクソン北東アジア CTO）、山崎克之 元株式会社 KDDI 研究所 研究戦略室長（現 長岡技術科学大学教授）には、入社以来現在に至るまで深いご理解と適切な指導を感謝いたします。

株式会社 KDDI 研究所 伊藤泰彦顧問、渡辺文夫代表取締役会長、中島康之代表取締役所長、鈴木正敏副所長、野本真一取締役には、本論文の執筆にあたってのご理解とご支援を賜り、心から感謝いたします。加えて、株式会社 KDDI 研究所 IP 品質制御システムグループ 長谷川輝之グループリーダー・立花篤男研究マネージャー、同スマートネットワーク管理グループ 大岸智彦グループリーダー、同モバイルネットワークグループ 北辻佳憲グループリーダー、同次世代通信アーキテクチャグループ 田上敦士グループリーダー、同ネットワークインテグレーショングループ 屏雄一郎研究マネージャー、同ネットワーク設計グループ 渡里雅史研究主査をはじめ、株式会社 KDDI 研究所の関連メンバー諸氏他、多くの方々からのご協力、ご支援に対して感謝の意を表します。

最後に、本研究の遂行と論文執筆の重要性を理解し、様々な面で協力し、また励ましてくれた妻 真里子ならびに長女 佑香、長男 峻也に心から感謝する。

## 参考文献

- [1-1] ITU-T, "B-ISDN ATM Layer Cell Transfer Performance," Recommendation I.356, March 2000.
- [1-2] The ATM Forum Technical Committee, "Traffic Management Specification Version 4.0," February 1996.
- [1-3] ITU-T, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," Recommendation I.371, March 2000.
- [1-4] Antonio DeSimone, et.al., "Broadband Applications, Traffic Measurement in an International ATM Test-Bed," WATM '95, November 1995.
- [1-5] K.Yamazaki, et. al., "Considerations on Network Performance of 64 kbit/s-Based Services in an ATM Network," IEICE Trans. Commun., Vol. E78-B No.3, March 1995.
- [1-6] 小花 貞夫, 杉山 敬三, "アクティブネットワーク : ネットワークをオーダーメイドに使う", 情報処理学会誌, vol.40, no.6, pp.591-595, 1999 年 6 月
- [1-7] Psounis, "Active Networks: Applications, Security, Safety, and Architectures", IEEE Communications Surveys, First Quarter 1999.
- [1-8] 久保田 文人他, "ストリームコードを用いたアクティブネットワーク処理系の実装", 信学技報 IN99-86, 1999 年 11 月
- [1-9] W. Richard Stevens, "TCP/IP Illustrated, Volume 1 [The Protocols]," Addison-Wesley, ISBN 0-201-63346-9, February 1994.
- [1-10] V. Jacobson, R. Braden, and D. Borman, "TCP Extensions for High Performance," IETF RFC1323, The Internet Engineering Task Force, May 1992.
- [1-11] ITU-T, "B-ISDN ATM Layer Specification," Recommendation I.361, September 1999.
- [1-12] K. Nichols, S. Blake, F. Baker and D. Black, "Definition of the Differentiated Services Field (DS Field) in the IPv4 and IPv6 Headers," IETF RFC2474, The Internet Engineering Task Force, Dec. 1998.
- [1-13] S. Blake et al., "An Architecture for Differentiated Services," IETF RFC2475, The Internet Engineering Task Force, Dec. 1998.
- [1-14] J. Heinanen, F. Baker, W. Weiss, and J. Wroclawski, "Assured Forwarding PHB Group," IETF RFC2597, The Internet Engineering Task Force, June 1999.
- [1-15] J. Moy, "OSPF Version 2," IETF RFC2328, The Internet Engineering Task Force, April 1998.

- [1-16] G. Apostolopoulos, D. Williams, S. Kamat, R. Guerin, A. Orda, and T. Przygienda, "QoS Routing Mechanisms and OSPF Extensions," IETF RFC2676, The Internet Engineering Task Force, August 1999.
- [1-17] ISO/IEC 29199-3:2010 "Information technology -- JPEG XR image coding system -- Part 3: Motion JPEG XR," October 2010.
- [2-1] K. Moldeklev and P. Gunningberg, "Deadlock Situations in TCP over ATM," 4th International IFIP Workshop on Protocols for High Speed Networks, August 1994.
- [2-2] A. Romanow and S. Floyd, "Dynamics of TCP Traffic over ATM Networks," IEEE J. Selected Areas in Communications, vol.13, no.4, pp.633-641, May 1995.
- [2-3] H. Li, K-Y. Siu, H-Y. Tzeng, C. Ikeda, and H. Suzuki, "Performance of TCP over UBR Service in ATM Networks with Per-VC Early Packet Discard Schemes," Proc. of IPCCC '96, pp.350-357, 1996.
- [2-4] H. Saito, K. Kawashima, H. Kitazume, A. Koike, M. Ishizuka, and A. Abe, "Performance Issues in Public ABR Service," IEEE Communications Magazine, vol.34, no.11, pp.40-48, November 1996.
- [2-5] 長谷川 剛, 大崎 博之, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "上位層にTCPを適用した場合のATMサービスクラスの性能比較評価," 信学技報 SSE95-170 / IN95-114, pp.53-60, March 1996.
- [2-6] 阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聰彦, "ATM網におけるAvailable Bit Rate (ABR)上のTCPの動作解析," 情処学会マルチメディア通信と分散処理研究会報告, vol.96, no.20, pp.55-60, March 1996.
- [2-7] M. Perloff and K. Reiss, "Improvements to TCP Performance in High-Speed ATM Networks," Communications ACM, vol.38, no.2, pp.90-109, Feb. 1995.
- [2-8] O. Bonaveture, E. Klovning, and A. Danthine, "Is VBR a Solution for an ATM LAN?," Proc. of IFIP Fifth International Workshop on Protocols for High-Speed Networks, pp.60-74, October 1996.
- [2-9] 阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聰彦, 成田 憲治, 吉田 浩二, "ATM網上のTCPトラヒック特性の評価," 情処学会マルチメディア通信と分散処理研究会報告, vol.96, no.108, pp.101-106, November 1996.
- [3-1] Broadband Publishing Corporation, "The ATM Report," vol.4, no.7, November 1996.
- [3-2] Broadband Publishing Corporation, "The ATM Report," vol.5, no.4, September 1997.
- [3-3] S. Ano, T. Hasegawa, T. Kato, K. Narita, and K. Hokamura, "A Study on Accommodation of TCP/IP Traffic Using Window Scale Option to International ATM Network with VBR Service Category," Proc. 1<sup>st</sup> IEEE International Conference on ATM, pp.484-491, June 1998.
- [3-4] 阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聰彦, 成田 憲治, 外村 幹治, "VBRを用いた広域ATM網上のTCPトラヒックの性能評価," 信学論, Vol. J80-B-I, No.6, pp.375-386, June 1997.

- [3-5] S. Ano, T. Hasegawa, T. Kato, K. Narita, and K. Hokamura, "Performance Evaluation of TCP Traffic over Wide Area ATM Network," Proc. IEEE ATM '97 Workshop, pp.73-82, May 1997.
- [4-1] S. Ano, T. Hasegawa, and T.Kato "A Study on Accommodation of TCP/IP Best Effort Traffic to Wide Area ATM Network with VBR Service Category Using Selective Cell Discard," Proc. IEEE ATM'99 Workshop, pp. 535-540, May 1999.
- [4-2] G. A. Wright and W. R. Stevens, "TCP/IP Illustrated, Volume 2: The Implementation," Addison-Wesley, ISBN 0-201-63354-X, January 1995.
- [4-3] S. J. Leffler, M. K McKusick, M. J. Karels, and J. S. Quarterman, "The Design and Implementation of the 4.3 BSD UNIX Operating System," Addison-Wesley, ISBN 0-201-06196-1, 1989.
- [4-4] M. Allman, V. Paxson, and W. R. Stevens, "TCP Congestion Control," IETF RFC2581, The Internet Engineering Task Force, April 1999.
- [4-5] T. Asaka, R. Kawahara, and T. Ozawa, "Performance analysis of ATM Traffic Control Mechanisms for Guaranteed Throughput service," IEICE Trans., vol.J81-B-I, no.11, pp.731-740, November 1998.
- [4-6] The ATM Forum Technical Committee, "Traffic Management Specification Version 4.1," AF-TM-0121.00, March 1999.
- [4-7] ITU-T, "Annex C to The Report of The Q7/13 Meeting," SG13 Geneva Meeting Report, Temporary Document 55 (WP 2/13), pp.1-25, February 1999.
- [4-8] T. Asaka, R. Kawahara, and T. Ozawa, "Performance Analysis of ATM Traffic Control Mechanisms with Guaranteed Minimum Cell Rate," Proc. 1998 IEICE General Conference, B-7-73, p.194, March 1998.
- [4-9] R. Goyal, R. Jain, S. Fahmy, B. Vandalore, and S. Kalyanaraman, "Simulation Experiments with Guaranteed Frame Rate for TCP/IP Traffic," The ATM Forum Contribution, 97-0607, July 1997.
- [4-10] S. Tsuboi, S. Chaki, and H. Kasahara, "Line Utilization Evaluation of GFR Implementation Methods," Proc. 1999 IEICE General Conference, B-7-11, p.120, March 1999.
- [5-1] V. Jacobson, K. Nichols, and K. Poduri, "An Expedited Forwarding PHB," IETF RFC2598, The Internet Engineering Task Force, June 1999.
- [5-2] D. Clark and W. Fang, "Explicit Allocation of Best Effort Packet Delivery Service," IEEE/ACM Transactions on Networking, vol.1, no.4, pp.397-413, 1998.
- [5-3] J. Ibanez and K. Nichols, "Preliminary Simulation Evaluation of an Assured Service," Internet Draft <draft-ibanez-diffserv-assured-eval-00.txt>, The Internet Engineering Task Force, 1998.



- [5-4] R. Kawahara and H. Saito, "Performance of TCP/IP over ATM over an ADSL," IEICE Transactions on Communications, vol.E83B, no.2, pp.140-154, 2000.
- [5-5] Universal ADSL working group (UAWG), <http://www.uawg.org/>.
- [5-6] The ADSL Forum, <http://www.adsl.com/>.
- [5-7] T. Takigawa, S. Aoyagi and E. Maekawa, "ATM Based Passive Double Star System Offering B-ISDN, N-ISDN, and POTS," GLOBECOM'93, vol.1, pp.14-18, 1993.
- [5-8] Y. Bessho, S. Kozaki, H. Mukai, and H. Ichibangase, "Performance Evaluation of ATM-PON Interface for OLT," The 2000 Society Conference of IEICE, vol.2, B-8-14, pp.196, 2000.
- [5-9] ITU-T, "Broadband Optical Access Systems Based on Passive Optical Networks (PON)," Recommendation G.983.1, 1998.
- [5-10] T. Ishihara, J. Tanaka, M. Goto, and S. Oda, "Diffserv-Based QoS over ATM Access Networks," IEICE Transactions on Communications, vol.E84-B, no.6, pp.1498-1503, 2001.
- [5-11] S. Ano, T. Hasegawa and T. Kato, "An Experimental Study on Performance during Congestion for TCP/IP Traffic over Wide Area ATM Network Using VBR with Selective Cell Discard," IEICE Transactions on Communications, vol.E83-B, no.2, pp.155-164, 2000.
- [5-12] O. Aboul-Magd et al., "Mapping of Diff-Serv to ATM Categories," 99-0093, The ATM Forum, 1999.
- [5-13] R. Geib, "Differential Services for the Internet and ATM," <<http://www.internet2.edu/qos/wg/papers/I2QoS-geib-difs-atm-02.html>>, The Internet2 QoS Working Group (1999).
- [5-14] S. Ano, N. Decre, and T. Hasegawa, "Experimental TCP Performance Evaluation on Diffserv Assured Forwarding over ATM SBR Services," IEEE International Conference on Networking (ICN'01), pp.825-835 [Part II], 2001.
- [5-15] J. Heinanen, "Multiprotocol Encapsulation over ATM Adaptation Layer 5," IETF RFC1483, The Internet Engineering Task Force, 1993.
- [5-16] T. Kato, T. Ogismunicatihi, A. Idoue, and K. Suzuki, "Intelligent Protocol Analyzer with TCP Behavior Emulation for Interoperability Testing of TCP/IP Protocols," Formal Description Techniques for Distributed Systems and Comon Protocols (FORTE X) and Protocol Specification, Testing and Verification (PSTV XVII), pp.449-464, 1997.
- [6-1] K. Calvert, et. al., "Directions in Active Networks," IEEE Comm. Mag., vol.36, no.10, pp.72-78, October 1998.
- [6-2] D. Tennenhouse, et. al., "A Survey of Active Network Research," IEEE Comm. Mag., vol.35, no.1, pp.80-86, January 1997.
- [6-3] F. Kubota, et. al., "Implementation and Evaluation of Active Internetwork System," Proc. International Conference on Information Networking (ICOIN-15), pp.232-239, Jan. 2001.

- [6-4] S. Ano, T. Hasegawa, K. Nakao, T. Kato, T. Egawa, K. Hino, Y. Kiriha, and F. Kubota, "QoS Routing-based Congestion Management over Active Internetworking System using Stream Code," *IEICE Trans.*, vol.E84-B, no.6, pp.1569-1580, June 2001.
- [6-5] D. Wetherall, et. al., "ANTS: A Toolkit for Building and Dynamically Deploying Network Protocols," *Proc. The First IEEE Conference on Open Architectures and Network Programming (OPENARCH'98)*, April 1998.
- [6-6] D. Alexander, et. al., "The Switch Ware Active Network Architecture," *IEEE Network Mag.*, vol.12, no.3, pp.29-36, June 1998.
- [6-7] M. Hicks, et. al., "PLANet: An Active Internetwork," *Proc. INFOCOM'99*, pp.1124-1133, March 1999.
- [6-8] G. Apostolopoulos, et. al., "Quality of Service Based Routing: A Performance Perspective," *Proc. ACM SIGCOMM'98 Conference*, vol.28, no.4, pp.17-28, October 1998.
- [6-9] C. Hedric, "Routing Information Protocol," *IETF RFC1058*, The Internet Engineering Task Force, June 1988.
- [6-10] McCloghrie and M. Rose, "Management Information Base for Network Management of TCP/IP-based internets: MIB-II," *RFC1213*, The Internet Engineering Task Force, March 1991.
- [6-11] B. Schwartz, et.al., "Smart Packets for Active Networks," *Proc. The Second IEEE Conference on Open Architectures and Network Programming (OPENARCH'99)*, March 1999.
- [6-12] Y. Yemini and S. da Silva, "Towards Programmable Networks," *Proc. The Seventh IFIP/IEEE International Workshop on Distributed Systems: Operations and Management (DSOM'96)*, October 1996.
- [6-13] G. Pavlow, et. al., "The OSIMIS Platform: Making OSI Management Simple," *Proc. The Fourth IFIP/IEEE International Symposium on Integrated Network Management (ISINM'95)*, 1995.
- [6-14] Hicks, et. al., "PLAN: A Packet Language for Active Networks," *Proc. The Third ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming Languages*, pp.86-93, September 1998.
- [6-15] S. Berson, S. Dawson, and R. Braden, "Evolution of an Active Network Testbed," *Proc. DARPA Active Networks Conference and Exposition (DANCE) 2002*, pp.446-465.
- [6-16] A. Galis, B. Plattnet, J.M. Smith, S. Denazis, H. Guo, C. Klein, J. Serrat, G. T. Karetos, and C. Todd, "Flexible IP Active Networks Architecture, IWAN 2000.

- [6-17] H. Akamine, N. Wakamiya, M. Murata, and H. Miyahara, "An Approach for Heterogeneous Video Multicast Using Active Networking," Proceedings of IWAN2000, pp. 157-170, October 2000.
- [6-18] Y. Kanada, "Two Rule-Based Building-Block Architectures for Policy-Based Network Control," Proceedings of IWAN2000, pp.195-210, October 2000.
- [6-19] K. Kato and S. Shiba, "Designing Policy Networking System Using Active Networks," Proceedings of IWAN2000, pp.316-325, October 2000.
- [6-20] H. Miura, M. Yamamoto, and K. Nishimura, "Server Load Balancing with Network Support: Active Anycast," Proceedings of IWAN2000, pp. 371-384, October 2000.
- [6-21] K. Widoyo, T. Aoki, and H. Yasuda, "Demand Inquiring Service: A Network Service Based on Application Demands and Network Condition," Proceedings of IWAN2000, pp.385-397, October 2000.
- [6-22] 桐葉 佳明, "アクティブネットワークのミドルウェア," 2000年電子情報通信学会ソサイエティ大会, TB-5-2, 2000年9月.
- [6-23] 川村 龍太郎, "アクティブネットワークを用いたネットワークマネジメント," 2000年電子情報通信学会ソサイエティ大会, TB-5-3, 2000年9月.
- [6-24] 山本 幹, "アクティブネットワークの応用技術," 2000年電子情報通信学会ソサイエティ大会, TB-5-4, 2000年9月.
- [6-25] 植月 修志, 久保田 文人, 鶴 正人, 阿野 茂浩, 鈴木 基広, "広域アクティブネットワークテストベッド計画," 信学技報 IN2000-120, MVE2000-90, pp.15-20, November 2000.
- [6-26] 阿野 茂浩, 長谷川 亨, 鈴木 基広, 江川 尚志, 植月 修志, 久保田 文人, "柔軟なネットワーク構築を目指すアクティブネットワークのテストベッドと広域実験," 情報処理学会誌, vol.42 no.4, pp.376-381, 2001年4月.

# 研究業績書

(2015年 2月 現在)

種 類 別	題名、 発表・発行掲載誌名、 発表・発行年月、 連名者 (申請者含む)
○論文	Shigehiro ANO, Nicolas DECRE, Toru HASEGAWA, “Experimental TCP Performance Evaluation on Diffserv AF PHBs over ATM SBR Service,” Telecommunication Systems - Modeling, Analysis, Design and Management - Special Issue on the networks, Kluwer Academic Publishers [Netherlands], Vol.19, No.3-4, pp.425-441, MARCH - APRIL, 2002.
○論文	Shigehiro ANO, Nicolas DECRE, Toru HASEGAWA, “Experimental TCP Performance Study on Emulating Diffserv Assured Forwarding over ATM SBR Service,” 2002年情報処理学会論文誌(2月号, 「マルチメディアコミュニケーションシステム」特集, Vol.43, No.2, pp.444-455, FEBRUARY, 2002.
○論文	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Koji NAKAO, Toshihiko KATO, Takashi EGAWA, Koji HINO, Yoshiaki KIRIHA, Fumito KUBOTA, “QoS Routing-based Congestion Management over Active Internetworking System using Stream Code,” 2001年電子情報通信学会英文論文誌(6月号 B分冊 [IEICE TRANSACTIONS on Communications], Special Issue on New Developments on QoS Technologies for Information Networks), Vol.E84-B, No.6, pp.1569-1580, JUNE, 2001.
○論文	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, “An Experimental Study on Performance during Congestion for TCP/IP Traffic over Wide Area ATM Network Using VBR with Selective Cell Discard,” 2000年電子情報通信学会英文論文誌(2月号 B分冊 [IEICE TRANSACTIONS on Communications], IEICE / IEEE Joint Special issue on Recent Progress in ATM Technologies), Vol.E83-B, No.2, pp.155-164, FEBRUARY, 2000.
○論文	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, Kenji NARITA, Kanji HOKAMURA, “Performance Evaluation of TCP/IP Traffic Using Window Scale Option over Wide Area ATM Network with VBR Service Category,” 1998年電子情報通信学会英文論文誌(11月号 B分冊 [IEICE TRANSACTIONS on Communications], Special issue on Performance and Quality of Service (QoS) of Multimedia Networks), Vol.E81-B, No.11, pp.2090-2099, NOVEMBER, 1998.
○論文	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, 成田 憲治, 外村 幹治 “VBRを用いた広域ATM網上のTCPトラフィックの性能評価,” 1997年電子情報通信学会和文論文誌(6月号B-I分冊[通信I-情報通信システム・理論], マルチメディアネットワーク/サービスと品質論文特集), Vol.J80-B-I No.6, pp.375-386, JUNE, 1997.
論文	Toru HASEGAWA, Shigehiro ANO, Fumito KUBOTA, “Programmable Traffic Monitoring Method Based on Active Network Techniques and Application to DDoS Detection,” 2004年電子情報通信学会英文論文誌(7月号 B分冊 [IEICE TRANSACTIONS on Communications], Special Issue on Next Generation Networks Software), Vol.E87-B, No.7, pp.1890-1899, JULY, 2004.
総説	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 鈴木 基広, 江川 尚志, 植月 修志, 久保田 文人, “柔軟なネットワーク構築を目指すアクティブネットワークのテストベッドと広域実験,” 2001年情報処理学会誌「情報処理」解説論文(4月号), Vol.42, No.4, 通巻434号, pp.376-381, 2001年4月.

種 類 別	題名、 発表・発行掲載誌名、 発表・発行年月、 連名者（申請者含む）
○国際会議	Shigehiro ANO, Fumito KUBOTA, Takashi EGAWA, “QoS Monitoring & Routing Management over Active Internetwork System,” Dagstuhl Seminar 02071, Concepts and Applications of Programmable and Active Networking Technologies.
○国際会議	Shigehiro ANO, Nicolas DECRE, Toru HASEGAWA, “Experimental TCP Performance Evaluation on Diffserv Assured Forwarding over ATM SBR Service,” IEEE International Conference on Networking (ICN’ 01), Colmar, France, July 10-13 2001, Proceedings, Part II, pp.825-835.
○国際会議	Shigehiro ANO, Hardy RÖDIGER, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, “Detailed Experimental Evaluation on Congested TCP/IP Traffic over VBR with Selective Cell Discard Option,” The 6th Asia-Pacific Conference on Communications (APCC 2000), Seoul, Korea, October 30-November 2 2000, Proceedings II, pp.696-700.
○国際会議	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, “A Study on Accommodation of TCP/IP Best Effort Traffic to Wide Area ATM Network with VBR Service Category Using Selective Cell Discard,” IEEE ATM’ 99 Workshop, Kochi, Japan, May 24-27 1999, Proceedings, pp.535-540.
○国際会議	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, Kenji NARITA, Kanji HOKAMURA, “A Study on Accommodation of TCP/IP Traffic Using Window Scale Option to International ATM Network with VBR Service Category,” 1st IEEE International Conference on ATM (ICATM’ 98), Colmar, France, June 22-24 1998, Proceedings, pp.484-491.
○国際会議	Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, Kenji NARITA, Kanji HOKAMURA, “Performance Evaluation of TCP Traffic over VBR in Wide Area ATM Network,” IEEE ATM’ 97 Workshop, Lisboa, Portugal, May 25-28 1997, Proceedings, pp.73-82.
国際会議	Fumito KUBOTA, Shigehiro ANO, Toru HASEGAWA, Toshihiko KATO, Takashi EGAWA, Koji HINO, “Implementation and Evaluation of Active Internetwork System Using Stream Code Based Active Network,” The 15th International Conference on Information Networking (ICOIN-15), Beppu, Japan, January 31-February 2 2001, Proceedings, pp.232-239.
国際会議	Fumito KUBOTA, Toru HASEGAWA, Shigehiro ANO, Koji NAKAO, Toshihiko KATO, Koji HINO, Yoshiaki KIRIHA, “Congestion Management based on Routing Function over Active Internetworking System,” 2000 Fourth Asia-Pacific Network Operation and Management Symposium (APNOMS 2000), Nara, Japan, October 11-13 2000, Proceedings, pp.91-102.
講演	阿野 茂浩, Nicolas DECRE, 長谷川 亨, “Diffserv AF PHB の SBR によるエミュレーション時の DF PHB との TCP 性能評価,” 2001 年電子情報通信学会ネットワークシステム、光スイッチング共催研究会(12 月), pp.79-84, NS2001-183, PS2001-49.

種 類 別	題名、 発表・発行掲載誌名、 発表・発行年月、 連名者（申請者含む）
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, “ATM VBR 上での Diffserv AF PHB の TCP 性能に関する実験的評価,” 2001 電子情報通信学会総合大会(春季)(3月), B-7-144.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, “Diffserv AF PHB の ATM によるエミュレーション時の TCP 性能評価,” 2001 年情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会(3月), pp. 67-72, DPS102-12.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 中尾 康二, 加藤 聡彦, 日野 浩志, 桐葉 佳明, 久保田 文人, “ストリームコードを用いたアクティブネットワーク上でのルーティングプロトコルの実装,” 2000 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会(秋季)(9月), B-7-44.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, 成田 憲治, 外村 幹治, “ウィンドウスケールオプションを用いた TCP トラヒックの広域 ATM 網への収容方法に関する実験的検討,” 1997 年電子情報通信学会情報ネットワーク研究会(11月), pp. 37-44, IN97-125.
講演	長谷川 亨, 阿野 茂浩, 加藤 聡彦, “Selective Cell Discard 及び Early Packet Discard を組み合わせた ATM 網の輻輳制御方式とその評価,” 1997 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会(秋季)(9月), B-7-99.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, 成田 憲治, 吉田 浩二, “複数本の TCP トラヒックの VBR を用いた ATM 網への収容に関する一検討,” 1997 年電子情報通信学会総合大会(春季), B-7-102.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, 成田 憲治, 吉田 浩二, “ATM 網上の TCP トラヒック特性の評価,” 1996 年情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会(11月), pp. 101-106, DPS79-19.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 成田 憲治, 加藤 聡彦, “ATM 網の UPC ポリシングによる TCP スループット劣化に関する一検討,” 1996 年電子情報通信学会通信ソサイエティ大会(秋季)(9月), B-744.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, “ATM 網における Available Bit Rate (ABR) 上の TCP の動作解析,” 1996 年情報処理学会マルチメディア通信と分散処理研究会(3月), pp. 55-60, DPS75-10.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 山崎 克之, 加藤 聡彦, “ATM レイヤ品質を考慮した TCP/IP の性能評価,” 1996 年電子情報通信学会総合大会(春季)(3月), B-803.
講演	阿野 茂浩, 長谷川 亨, 加藤 聡彦, 鈴木 健二, “ATM 上の Available Bit Rate (ABR) を用いた TCP の実現法に関する一考察,” 情報処理学会第 51 回全国大会(平成 7 年後期), 2F-4.
その他 (社内誌)	Shigehiro ANO, “Efficient TCP/IP Communication Over ATM Networks,” Konnichiwa - Greeting from KDD No.108 (Spring 1998) RESEARCH INSIGHT,” pp.10-15.”
その他 (社内誌)	阿野 茂浩, 成田 憲治, “ATM 網における効率的な TCP 通信の実現,” KDD テクニカルジャーナル 30 号(1997 年秋季号)(10月)「けんきゅう REPORT」, pp. 18-20.