



Title	帯域予約に基づく高速データ転送に関する研究
Author(s)	若宮, 直紀
Citation	大阪大学, 1996, 博士論文
Version Type	VoR
URL	https://doi.org/10.11501/3110111
rights	
Note	

The University of Osaka Institutional Knowledge Archive : OUKA

<https://ir.library.osaka-u.ac.jp/>

The University of Osaka

帯域予約に基づく
高速データ転送方式に関する研究

若宮 直紀

大阪大学
1996年1月

帯域予約に基づく高速データ転送方式に
関する研究

若宮 直紀

1996年1月

内容梗概

現在、マルチメディア情報を扱う広帯域サービス統合化ディジタル通信網 B-ISDN (Broadband Integrated Services Digital Network) を実現するための通信方式である ATM 方式 (Asynchronous Transfer Mode) の研究開発、および、標準化が進められている。ATM 方式は、コネクションオリエンテッドなパケット交換網であり、すべての情報はセルと呼ばれる 53 バイトの固定長のパケットに分割し、非同期多重によって高速転送される。

ATM 網ではマルチメディア情報を扱うが、それぞれのメディアから発生するトラヒックは、その発生率が時間的に変動する特性を有している。従って、そのようなトラヒックを統計多重することにより、網資源の効率的な使用が期待できる。しかしながら、従来から研究されてきた統計多重化方式では、トラヒックソースの変動特性による統計多重化効果に期待して呼を単位とした帯域割当を行なうがゆえに、セル発生率の時間的変動による短期的な輻輳は避けられず、セル棄却が生じる。音声、動画像などのように、セル棄却がある程度許容されるトラヒックに対してはこのような制御は有効であるが、コンピュータ間データ通信の場合には、セル棄却が発生するとセルの再送が必要になり、トラヒックの増大を招く。また、制御の簡素化をねらって、申告値としてセル最大発生率のみを用いて多重化を行なうピーク値多重化方式も考えられている。この場合、原理的にセル棄却は発生しないが、セル発生率の変動の大きいトラヒックに対してこの方式を適用した場合、帯域の効率的な利用は明らかに期待できない。そのため、高速データ通信に適した多重化方式として、バースト単位に帯域を割り当てる「バースト帯域予約方式」の概念が提案されている。バースト帯域予約方式は、呼設定時には送受信端末間に仮想チャネル (VC) と呼ばれる接続の経路選択、設定のみを行ない、バースト転送直前に経路上のすべての回線に対して帯域の予約、割当を行なうものである。また、バースト転送レートはバースト転送要求時に自由に設定できるという特徴を有する。本研究では、バースト帯域予約方式における輻輳制御機能やユーザに対する公平性、構内網や広域網への適用可能性、また、マルチメディア環境への適用な

さまざまな角度から検討を加え、新たな制御方式を提案し、その性能を明らかにしている。

まず、伝搬遅延が小さく、網の使用状態に応じて動的かつ柔軟な対応が可能である構内網 (LAN: Local Area Network) を対象に、バースト帯域予約方式の性能を評価する。バースト帯域予約方式においては、高負荷時における帯域予約に対するブロッキングの確率を低く抑えるための輻輳制御を行なうことが重要となる。そのために、帯域予約時のバースト転送レートに関して4つの異なる制御方式を対象に、シミュレーションによってそれぞれの輻輳制御方式の性能を明らかにし、提案方式によって帯域の効率的な利用が可能になることを示している。

さらに、マルチメディア環境におけるバースト帯域予約方式の有効性に関する評価を行なう。マルチメディアトラヒックが混在する網においては、それぞれのメディアごとの制御が各トラヒッククラスの性能に及ぼす影響について考慮し、適切な制御パラメータの設定を行なう必要がある。本研究では解析的手法を用いた定量的な評価により、特にコンピュータデータ通信のトラヒック負荷が増大すると、動画像転送などのストリームメディア型の呼の呼損率が高くなり、性能が劣化することを明らかにする。さらにサービスクラス間の影響を軽減する制御方式を提案し、提案方式が有効であることを示している。

次に、より一般的な網を対象にしたバースト帯域予約方式の評価を行なう。バースト帯域予約方式においては、バースト転送の開始直前に経路上のすべての回線に対して帯域予約が成功する必要があるため、複数の交換機を経由するトラヒックは、より少ない数の交換機を経由するトラヒックに比べてその性能が劣化する。すなわち、VC 間で不公平なサービスが発生し得る。そこで、既存のパケット交換網を対象として公平なフロー制御を実現するためのアルゴリズムとして提案されている Max-Min フロー制御をバースト帯域予約方式に適用した方式を新たに提案する。シミュレーションにより、伝搬遅延時間が比較的小さい網においては提案方式が有効であり、VC 間の公平性が実現されることを明らかにしている。

また、伝搬遅延の大きい広域網 (WAN: Wide Area Network) においては、帯域予約に要する時間がバースト帯域予約方式の性能劣化の要因となる。そこで、あらかじめ帯域を割り当てられた VC を用いてバースト転送することにより、帯域割当に必要な処理時間を低くおさえる方式を提案し、性能の評価を行なう。すなわち、送受信端末間の帯域をあらかじめ分割して VC を設定しておく。本研究では数学的解析手法により提案方式の性能評価を行ない、伝搬遅延時間など帯域予約のオーバヘッドに応じた最適な帯域割当法が存在することを明らかにしている。

関連発表論文

学術論文誌

1. 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “ATM 網におけるバースト帯域予約方式による高速データ転送の性能評価,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J76-B-I, pp. 849–859, Nov. 1993.
2. 若宮 直紀, 村田 正幸, 宮原 秀夫, 池田千夏, “ATM LAN におけるリンク情報を用いた動的帯域予約方式の性能評価,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J78-B-I, pp. 381–388, Sept. 1995.
3. Naoki Wakamiya, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, “Fair bandwidth allocation in frp-based ATM local area networks,” to appear in *IEICE Transactions on Communications*, 1996.
4. Naoki Wakamiya, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, “Performance analysis of traffic control methods on mixed traffic classes in ATM LAN,” submitted to *International Journal of Communication Systems*, 1995.

学術研究集会会議録

1. Naoki Wakamiya, Ken-ichi Baba, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, “Performance analysis of traffic control in multimedia ATM LAN,” in *Proceeding of IEEE INFOCOM '95*, (Boston), pp. 1027–1036, Apr. 1995.

学術研究集会報告

1. 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “ATM 網におけるバースト帯域予約方式による高速データ転送の性能解析,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE92-200, pp. 103–108, Mar. 1993.
2. 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “ATM LAN における帯域予約方式の性能評価,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-5, pp. 25–30, Apr. 1994.
3. 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “マルチメディア ATM LAN におけるトラヒック制御の性能評価,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-44, pp. 31–36, May 1994.
4. 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, 池田千夏, “ATM LAN におけるリンク情報を用いた動的帯域予約方式の性能評価,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-114, pp. 25–30, Sept. 1994.
5. 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, “多段接続 ATM LAN における高速帯域予約方式の公平性に関する検討,” 電子情報通信学会技術研究報告 IN94-148, pp. 75–80, Jan. 1995.
6. 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, “多段接続 ATM LAN における半分散型制御に基づく高速帯域予約方式,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE95-15, pp. 31–36, May 1995.

第 1 章

序論

本章では、ATM 通信方式および ATM 網におけるトラヒック制御方式についてその概要を述べる。次に、関連する研究と本研究の内容について述べる。

1.1 ATM 網におけるトラヒック制御方式

現在、マルチメディア情報を扱う高速広帯域通信網 B-ISDN (Broadband Integrated Services Digital Network) を実現するための通信方式である ATM 方式 (Asynchronous Transfer Mode) の研究開発、および、標準化が進められている [1-3]。B-ISDN では、音声、動画像、静止画像、コンピュータデータなど異なるトラヒック特性を有するマルチメディア情報を統合的に取り扱い、それぞれのトラヒック特性に適したサービスを提供することが求められている。そのため、ATM 方式では、すべての情報をセルと呼ばれる 53 バイトの固定長のパケットに分割し、非同期多重によって高速転送する (図 1.1)。さらに、その通信速度は接続された仮想回線速度内で自由に設定が可能で、アプリケーションの要求に応じた柔軟な帯域利用が可能である。

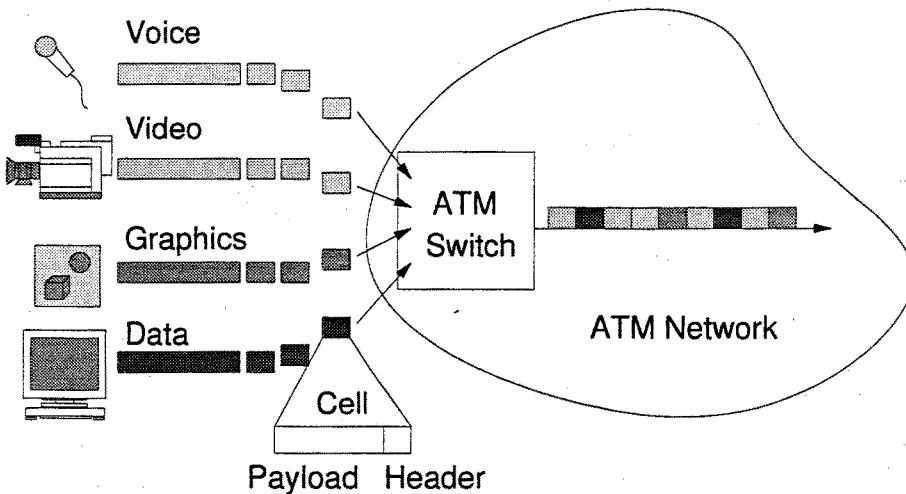


図 1.1: ATM 通信方式

ATM はコネクションオリエティッドなパケット交換網である。具体的には、送受信端末間にはまず仮想的な直通回線である仮想パス (VP: Virtual Path) が設定され、通信の必要に応じて、アプリケーションごとに、同一 VP 内に設定された仮想チャネル (VC: Virtual Channel) を用いて通信を行なう。すなわち複数の VC を束ねたものが VP である (図 1.2)。VP および VC には通信の必要に応じて設定／解放される交換型 VP/VC (SVP: Switched VP, SVC: Switched VC) と、あらかじめ通信相手を固定して定めた固定接続型 VP/VC (PVP: Permanent VP, PVC: Permanent VC) がある。一般に PVC は網の物理的な形態に応じて網管理者が設定し、PVC 確立までには数分から数週間が必要となり、また一旦確立された PVC は長時間保持される。一方、SVC はユーザが信号手順に基づき動的に設定／解放するものである [4]。送信側端末において呼が発生した場合、まず受信側端末までの経路を選択、決定し、VP、VC を確立した後にデータの送受信を行なう。VP および VC にはそれぞれ VP 識別子 (VPI: VP Identifier), VC 識別子 (VCI: VC Identifier) と呼ばれる識別子が割り当てられ、これらの識別子の組を用いることによって、送受信端末および中継交換機においてセルが交換処理される。従って、経路上の交換機においては VPI, VCI のみを参照することにより、送信側端末から受信側端末への高速な交換処理を行なうことができる。

ATM 交換機については活発な研究開発が行なわれてきており、交換機構、バッファ管理手法などに関するさまざまなスイッチアーキテクチャが提案されている。例えば、[5-7] では、バックプレッシャ機構を持つ入出力バッファ型交換機を対象に、解析的手法により性能を評価している。しかしながら、ユーザの要求する通信品質を十分に提供するためには、いかにしてトラヒックを

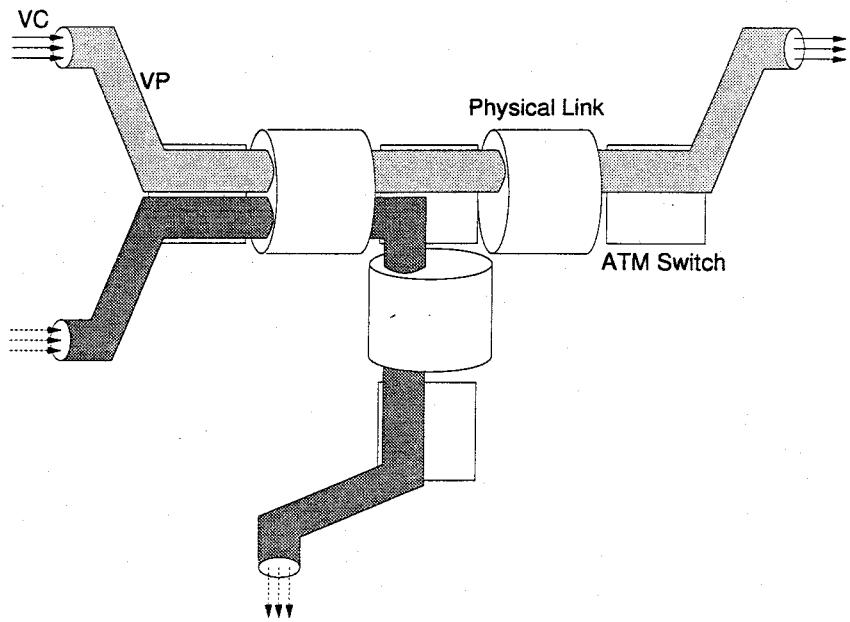


図 1.2: ATM における VP, VC 概念

制御し、網に収容するかが重要になる。

ATM では、送信側端末は VC 設定時に網に対してトラヒックの特性についての申告を行ない、網は申告値に基づき VC 設定の可否を判断する。また送信側端末から送出されたセルは多重化され、受信側端末まで転送される。セルを単位とした多重を行うことにより、網内ではいわゆる統計多重化効果により帯域の有効利用を図ることができる。しかしながら、ATM 網においてもセル発生率の時間的な変動による過度のトラヒック流入等のため、一時的な輻輳が生じ、中継交換機のバッファ溢れによるセル棄却等、網の品質が劣化する可能性がある。例えばコンピュータデータ通信などにおいては FEC (Forward Error Correction) 方式などの策を講じることによりセル棄却の影響を抑えることができるが、十分に冗長度を大きくしないとセル棄却によるセル再送は避けられない [8]。特に、網が高速になり、セル転送遅延に比して送受信端末間の伝搬遅延時間が大きくなると、セル再送による帯域の損失は大きくなり、その結果、網全体の品質が劣化する。従って、輻輳による網の品質劣化を防ぎ、ユーザの要求する通信品質を提供するためには、輻輳制御が重要になる。

特に、マルチメディア情報を扱う ATM 網においてはそれぞれのトラヒックの要求する通信品質に応じた制御を行なう必要がある。ATM が対象とするマルチメディア情報はさまざまなトラヒック発生特性を有し、また必要とする通信品質もアプリケーションによって異なる。例えば、TV 会

議のようなアプリケーションでは、主となるトラヒックは実時間転送を要求する動画像や音声情報である。この場合、セル棄却などの情報の欠落に対する要求品質はそれほど高くないが、網内でのセル転送遅延に関しては厳しい通信品質を求めることになる。一方、ファイル転送などコンピュータデータ通信では、転送遅延に関する要求品質はさほど厳しくないが、網の輻輳によるセル棄却などによって情報の欠落が発生した場合には、セルあるいはファイル全体の再送が必要となる。この場合、再送によって網全体のトラヒック流入量が増大し、輻輳をさらに悪化させる要因となるため、セル棄却に対する要求品質は厳しいと言える。このようなアプリケーションの網に対する要求品質は QoS (Quality of Service) と呼ばれており、ATM ではアプリケーションが要求するさまざまな QoS を満たすために、異なるトラヒック制御を行なうさまざまなサービスクラスが定められている。

ATM におけるサービスクラスには、対象とするトラヒック、提供する QoS の種別により、大別して、CBR (Continuous Bit Rate) サービスクラス、VBR (Variable Bit Rate) サービスクラス、ABR (Available Bit Rate) サービスクラス、FRP (Fast Reservation Protocol) サービスクラスなどがある [3, 9]。以下では、それぞれのサービスクラスについて簡単に述べた後、本研究で対象とした FRP (Fast Reservation Protocol: 高速帯域予約方式) の詳細を述べる。

1.1.1 CBR サービスクラス

CBR (Continuous Bit Rate) サービスクラスにおいては、呼を単位としたピーク値での帯域割当を行なう [3]。すなわち VC 設定時には、ユーザはセル発生率のピーク値を用いて割当を要求する帯域量を申告し、網は申告値に応じた帯域を割り当てる。帯域に空きがない場合には、帯域予約要求は受け付けられず、呼損となる。なお、呼はアプリケーション（ファイル転送、TV 会議など）の起動から終了までに対応し、アプリケーションの終了と同時に割り当てられた帯域は解放される。従って、呼の継続中はセル棄却のない高品質通信が可能となり、また通常、CBR サービスクラスに属するトラヒックには網内の交換処理における優先権が与えられるため [5]、高速なデータ転送が提供される。さらに、CBR サービスクラスにおいては、いったん帯域予約要求が受け付けられるとセル棄却、転送遅延のいずれに関する品質も保証される。すなわち、CBR サービスクラスはいわゆる輻輳回避型 (Preventive Congestion Control) のトラヒック制御を行なうサービスクラスである。しかしながら、一般に符号化圧縮を行なった音声／動画像やコンピュータデータ

は、その発生率が時間的に変動する特性（バースト性と呼ばれている）があり、常に割り当てられた帯域すべてを用いてトラヒックを転送するわけではない。従って、呼の継続中は固定量の帯域を割り当てる CBR サービスクラスをバースト性を持つトラヒックに適用した場合には、網資源が有効に利用できないという問題がある。例えば図 1.3 では、トラヒックソース 1～3 に対してすでにピーク値での帯域割当が行なわれており、回線容量に空きはない。従って、使用されていない帯域が存在するにもかかわらず、新たにソース 4 から帯域割当要求が行なわれても受付を拒否し、ソース 4 の呼は呼損となる。

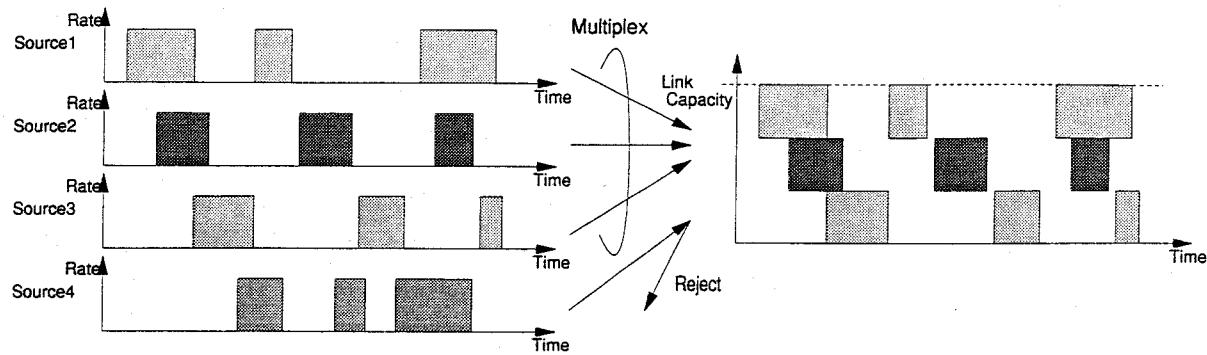


図 1.3: CBR サービスクラス

1.1.2 VBR サービスクラス

VBR (Variable Bit Rate) サービスクラスはバースト性を持つトラヒックを効率良く多重し、網資源の有効利用を図るためのサービスクラスである [3]。ユーザは呼設定時に網に対して、トラヒックのピーク値、平均値、バースト長などの統計情報および要求する QoS を申告する。網はこれらの申告値に基づき、多重化特性を考慮した呼の受付／呼損の判断を行なう。受け付けられた呼のトラヒックは他の VC のトラヒックと多重化、伝送されるため、網資源の有効利用が実現される [10]。また、バースト性を持つトラヒックの場合、多重化の結果 CBR サービスクラスよりも多くの呼を同時に受け付けることが可能となり、多密度が高くなる。図 1.4 に示す通り、統計多重化効果により CBR サービスクラスでは呼損となっていたソース 4 の呼が受け付けられている。新しくソース 5 の呼設定要求を受け付けることにより、流入トラヒックが回線容量を超過することが予想されるため、ソース 5 の呼は呼損となる。しかし、VBR サービスクラスでは、呼受付制御では申告された統計データに基づいてトラヒックのバースト性による統計多重化効果を期待した受付可否判断を行なうため、トラヒックの生成レートの時間的な変動による一時的なトラヒッ

クの増大等により網が輻輳状態に陥り、短期的なセル棄却が発生する可能性は避けられない。音声や画像通信等、セル棄却がある程度許容されるトラヒックに対しては効果的な制御方式であるが、ファイル転送等、情報の欠落に対する要求品質の厳しいトラヒックを VBR サービスクラスで収容した場合、輻輳によるセル棄却が発生すると、データの再送を行なうためトラヒックの増大を招く。特に、網が高速になり、データの伝送遅延に比して送受信端末間の伝播遅延が大きくなると、再送による帯域の損失は大きくなるため、スループットの劣化が発生する [11]。

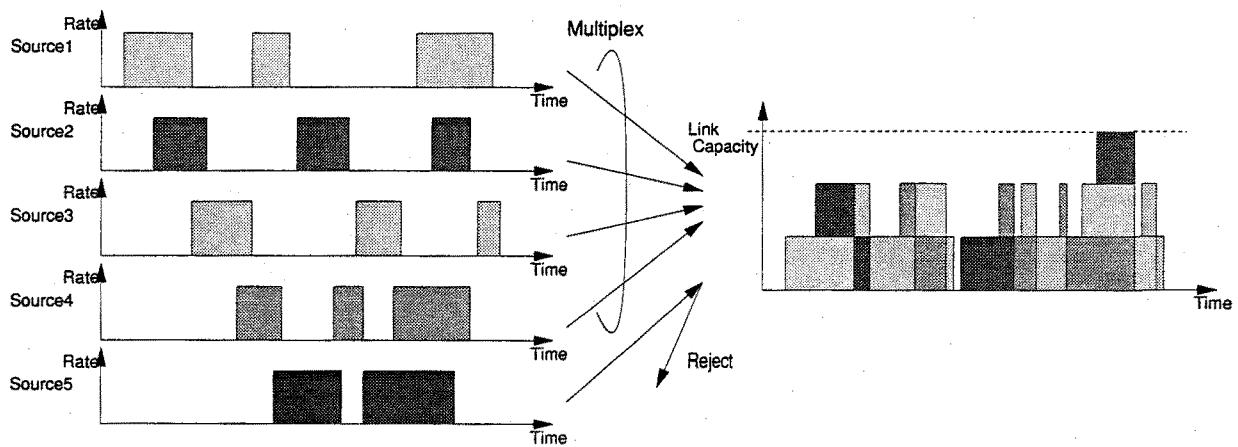


図 1.4: VBR サービスクラス

1.1.3 ABR サービスクラス

前述の通り、CBR サービスクラスでは帯域の有効利用が図れず、また VBR サービスクラスではセル棄却による再送が輻輳を引き起こすため、コンピュータデータ通信には不向きである。ABR (Available Bit Rate) サービスクラスは従来の Ethernet, FDDI などのトラヒックを収容するのに適したサービスクラスであり、現在 ATM Forum によって標準化が進められている [9, 12]。これらの網で取り扱われているトラヒックは一般的にそれほど遅延に厳しくなく、そのデータサイズも小さい。ABR サービスクラスでは帯域の割り当ては行われず、送信側端末は網あるいは受信側端末から通知される輻輳情報に基づき、トラヒックの送出量を調節する。ABR サービスクラスにおけるトラヒック制御方式として、クレジットと呼ばれるカウンタを用いた制御を行なう方式 (Credit-based Flow Control) と送信側端末からのトラヒック送出レートを対象に制御を行なう方式 (Rate-based Flow Control) が提案されている。クレジットを用いる方式 [13-15] では、従来の

ウインドウを用いたフロー制御方式と同様に、クレジットと呼ばれるカウンタを用いて網内に流入するトラヒック量を制限する。具体的には、経路の前段の送信側端末あるいは交換機は、後段の交換機あるいは受信側端末からクレジットによりデータ受信可能であることを通知されるまでデータ送出を停止する。クレジットを受け取った送信側端末、交換機はデータを送出、転送し、次のクレジットを待つ。クレジットを用いることにより、端末-交換機間、交換機-交換機間のトラヒック量を制御することができ、輻輳を防ぐことができる。一方、送信側端末からのトラヒック送出レートを制御する方式 [16-20] では、呼接続後に送信側端末はある初期レートでのデータ送出を開始し、次第に送出レートを高くしていく。VC からのトラヒック流入量が網の回線容量を超え、網が輻輳状態に陥り、交換機内のバッファ内セル数があらかじめ定められた閾値を超えると、網あるいは受信側端末より送信側端末へ輻輳が通知され、送信側端末は送出レートを低下させる。輻輳から回復すると、送信側端末は再び送出レートを高くする(図 1.5)。このようにして、ABR サービスクラスでは、網の状態に応じて動的な制御を行なうことによって、帯域の有効利用を図ることができるが、その情報送出レートは一定ではなく、また輻輳によるある程度のセル棄却は避けられないため、CBR サービスクラスで提供されているような遅延、セル棄却に関する厳しい QoS を提供することはできない。

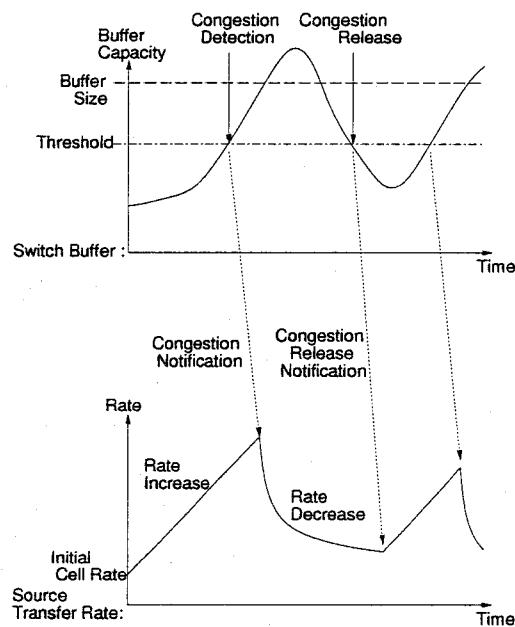


図 1.5: ABR サービスクラス

1.1.4 FRP サービスクラス

前述のように、ABR サービスクラスでは網の輻輳状態に応じたレート制御を行なうことにより効率的な帯域利用が可能となるが、バッファサイズに比して閾値を十分に小さく設定しないと、交換機におけるバッファ溢れによるセル棄却を防ぐことはできない。網内でセル棄却が発生した場合には、例えば TCP などの上位層プロトコルにおいてデータブロック、あるいはファイル全体の再送が行なわれる。このような再送は網のさらなる輻輳を招き、網が高速な場合には網品質が著しく劣化する。そこで、転送単位をセルよりも大きいバーストとし、バースト単位で帯域を予約する FRP (Fast Reservation Protocol) が提案されている。なお、ここでの「バースト」は、呼と異なる概念として用いており、データの転送単位である。例えば、ファイル転送における 1 ブロックあるいはファイル全体 (これがさらにセルに分割されて転送される) に相当する。FRP サービスクラスでは FRP[21, 22] あるいは ABT (ATM Burst Transfer)[3] と呼ばれるトラヒック制御方式を用いてデータ転送を行なう。FRP では、CBR サービスクラスのような呼を単位としてではなく、バーストを単位として帯域の割当を行なう。このようにバースト単位の帯域予約を行なうバースト帯域予約方式では、送受信端末間の呼設定時には VC の経路選択、設定のみを行ない、バースト転送直前に送信側端末が要求帯域などに関する申告値とともに網に帯域の割当を要求する。網内では経路上のすべての回線において申告値に基づいた帯域の予約、割当が行われる。帯域に空きがなく、帯域の割当ができない場合には交換機から送信側端末に帯域予約失敗を通知し、送信側端末は帯域の空きを待つためにバックオフと呼ばれる待ち合わせを行なった後、再び帯域予約を行なう。例として、図 1.6 に 5 本のバーストトラヒックを収容している様子を示す。図中、ソース 2 の 3 つめのバーストは帯域割当要求時に帯域に空きがないため、帯域の再予約の後、バースト転送を行なっている。FRP には、送信側端末における帯域予約の成功可否確認について、2 種類の方式が提案されている [21]。

- 帯域予約確認型: FRP/DT (FRP with Delayed Transmission)

送信側端末はバースト転送に先立ち、網に対して帯域予約要求を行なう。網からの通知に基づく帯域予約可否確認後、バーストの送出を開始する (図 1.7)。

- 帯域予約非確認型: FRP/IT (FRP with Immediate Transmission)

送信側端末は、網に対する帯域予約要求と同時にバーストの送出を開始する。帯域割当に成功した回線では次段の回線へのバースト転送が行われるが、経路中の回線で帯域割り当てに失敗した場合にはバーストは棄却され、バースト転送失敗が送信側端末に通知される(図 1.8)。

FRP/DT では、帯域予約の可否確認後バースト送出を開始するため、セル棄却のないバースト転送が行えるが、バースト送出開始までに送受信端末間の伝搬遅延の 2 倍の時間が必要となるため、規模が大きく伝搬遅延時間の大きい網では、バースト送出までの帯域予約処理遅延が問題となる。一方、FRP/IT ではバースト転送時間は伝搬遅延時間の影響を受けないが、帯域予約の可否にかかわらずバーストを送出するため、後段の回線での帯域予約に失敗した場合、すでに送出されたバーストによる前段回線での帯域の無駄が問題となる。また、交換機において後続のデータセルを選択的に棄却する機能が必要となる [23, 24]。

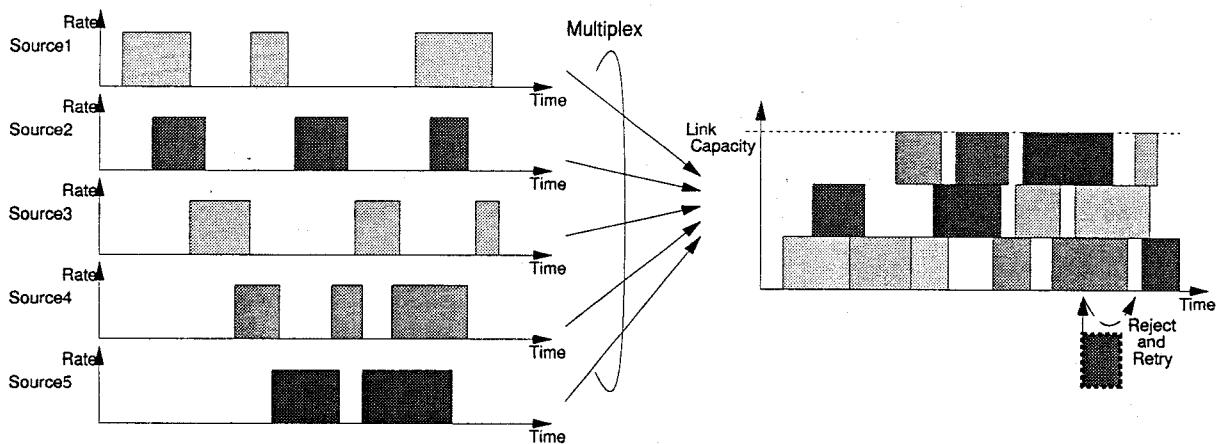


図 1.6: FRP サービスクラス

このように、バーストを単位として帯域を予約することにより、網内ではバースト単位の多重が行なえるため、帯域の有効利用が図れる。また、トラヒックがバースト性を持つ場合には CBR サービスクラス、VBR サービスクラスと比較してより多くの呼を収容することが可能になる。さらに、帯域予約を行なうことにより、予約の受け付けられたバーストに関してはセル棄却のない高品質な転送が可能となる。しかしながら、バースト転送の際には、経路上のすべての回線における帯域予約に成功する必要があるため、網が高負荷になると帯域予約に失敗する可能性が大き

くなる。さらに帯域予約失敗時には帯域の空きを待つための待ち合わせが行われるため、バースト転送遅延が増大するという問題がある。以上のことより、FRP サービスクラスはファイル転送などの情報の欠落に関して要求品質の高いアプリケーションに適したサービスクラスである。しかしながら、高負荷時の輻輳制御をいかにして実現するか、複数回線を経由する VC が混在する場合の VC 間の公平性をいかにして保証するか、構内網に適用する場合と同様に伝搬遅延の大きい広域網にも適用が可能か、マルチメディアトラヒックのための異なるトラヒック制御方式が混在する網への適用法などさまざまな問題について検討する必要がある。

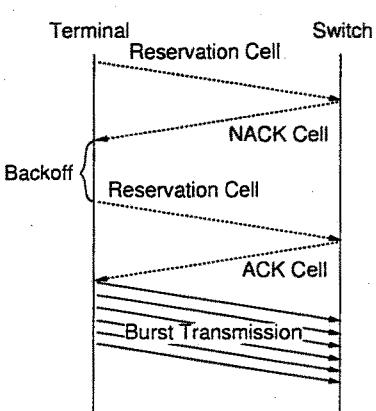


図 1.7: 確認型バースト帯域予約方式

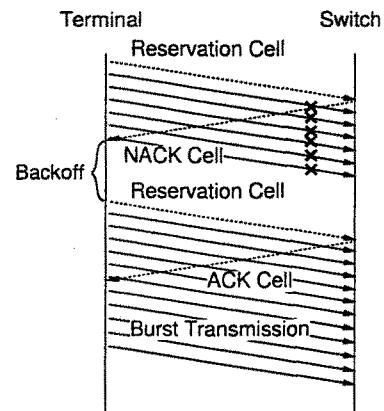


図 1.8: 非確認型バースト帯域予約方式

1.2 関連する研究と本研究の内容

本研究では特にバースト性を持つトラヒックを考慮し、前節で述べたサービスクラスのうち、FRP サービスクラスすなわちバースト帯域予約方式を対象とし、その性能を明らかにする。これまで、ATM におけるバースト帯域予約方式に関する研究は [24-30] において行われてきた。例えば、[25] ではバースト転送のための帯域予約成功、失敗の回数に基づき、動的に予約帯域を変更する ACK/NACK 方式の性能をシミュレーションにより評価している。性能評価においては、申告レート変更の契機とする ACK/NACK 数の 3 通りについて評価を行っているが、それぞれ有効な負荷領域が異なる。従って、網負荷に応じて ACK/NACK 数を動的に変更することにより、より柔軟かつ有効に網資源を利用できると考えられる。さらに、[26] では、伝搬遅延時間がバースト伝送時間の 0%~50% の網を対象に、確認型バースト帯域予約方式と非確認型バースト帯域予約方式の性能の比較評価を行っている。数学的解析評価を行なうために単純な交換機 1 段

からなる網を対象に、平均バースト転送時間、帯域予約失敗確率、スループットを性能指標とし、伝搬遅延時間の大きい網では非確認型バースト帯域予約方式の性能が優位な領域が存在することを示している。しかしながら、バースト帯域予約方式ではバースト転送の際に経路上の全ての回線に対して帯域予約が成功する必要があるため、伝搬遅延時間の非常に大きい広域網では、非確認型バースト帯域予約方式でも十分な通信品質が得られないことが予想される。したがって、広域網に適した新たなバースト帯域予約方式の制御法を検討する必要がある。また、[24] では、伝搬遅延時間がバースト伝送時間の 0.1%~5%である 4 つの交換機がタンデムに接続された網を対象に、確認型バースト帯域予約方式における異なる 3 種のピークレート制御の性能を比較している。しかしながら、いずれにおいても異なる経路を通る VC 間の性能格差については考慮していない。バースト帯域予約方式においては、バースト転送時には経由するすべての回線に対する帯域予約に成功する必要があるため、経路の異なる VC 間では帯域予約成功／失敗の確率が異なり、性能の格差が生じる。従って、VC 間で公平な制御を行なうためには新たな帯域管理制御法が必要となる。また、バースト帯域予約方式と他のトラヒック制御法が混在する網において、それぞれのトラヒック制御方式が互いの性能に与える影響についても考慮する必要がある。

以下に、本研究で評価の対象とするトラヒック制御方式の概要について述べる。

まず、2 章では、伝搬遅延時間が小さく、網の使用状況に応じて動的かつ柔軟な輻輳制御が可能な構内網 (LAN: Local Area Network) を対象に、バースト帯域予約方式の性能評価を行なう [31, 32]。本章では特に帯域予約失敗時のレート変更制御法により異なる 4 つの帯域予約方式、すなわち固定レート方式、ACK/NACK 方式、動的 ACK/NACK 方式、リンク情報を用いる方式を対象に、シミュレーションによる比較評価を行なう。従来の呼を単位とした帯域予約を行なう方式と同様に、バースト帯域予約方式においても、高負荷時には帯域予約に失敗する可能性がある。さらに、帯域予約失敗時にはバックオフと呼ばれる待ち合わせを行ない、帯域予約を再試行する。従って、高負荷時のバックオフによる遅延の増大を防ぐためには、帯域予約失敗の確率を低く抑えるための制御を行なう必要がある。固定レート方式は、常に一定の量の帯域を申告、予約する方式であり、最も簡便な制御方式である。しかし、この方式では、要求帯域を大きく申告することにより、高速なデータ伝送が可能となるが、高負荷時には帯域予約に失敗する確率が高くなる。また、要求帯域を小さくすることにより帯域予約失敗の確率を低く抑えることが可能になるが、逆に回線容量の空きが多い低負荷時には帯域の有効利用ができない。そこで、使用する帯域を必要に応じて柔軟に変更できるという ATM の特徴を利用し、網の負荷状態に応じて割当を要求する帯域

量を変更するように改良を加えたのが ACK/NACK 方式である。ACK/NACK 方式は、網から通知される帯域予約失敗／成功の通知に従って、網の輻輳状態を判断し、割り当てを要求する帯域量を変更する方式である。しかしながら、帯域量変更の契機とする受信 ACK/NACK 数は、その最適値が網の負荷によって異なる。そこで、本研究では予約帯域変更の頻度を動的に変更することにより、網の状態に対するより柔軟な対応を実現した動的 ACK/NACK 方式を提案する。リンク情報を用いた方式では、送信側端末は帯域予約時に最大要求帯域と最小許容帯域を網に申告する。予約要求を受け取った交換機は接続回線の空き容量を調べ、適切な帯域量を送信側端末に通知し、帯域の割当を行なう。すなわち、ACK/NACK 方式および動的 ACK/NACK 方式は網の使用状況に応じて送信側端末が自律的に予約帯域量を変更する方式であると言えるが、リンク情報を用いた方式は、網が積極的に網資源有効利用を図る制御方式であると言える。従って、リンク情報を用いる方式では、交換機に接続回線の使用状況を調べ、送信側端末に通知するなどの機能が必要となり、4 方式中最も複雑な制御方式となるが、交換機が回線の使用状態を監視するため、最も帯域の利用効率の高い制御方式であると考えられる。本章では、まずそれぞれの制御方式の基本特性を明らかにするために、交換機 1 段からなる網モデルを対象に性能評価を行う。さらに網を拡張し、交換機 3 段がタンデムに接続された網における性能を評価する。シミュレーションにより、交換機 1 段からなる網においては高負荷時には動的 ACK/NACK 方式、低負荷時にはリンク情報を用いた方式が有効であり、また、経路の異なる複数の呼が存在する網の一般的な網形態である交換機 3 段からなる網を対象に、リンク情報を用いた方式の性能が最も高いことを示す。

1 章および 2 章では、バースト性を持つトラヒックを対象に、バースト帯域予約方式を適用した網の性能を評価してきた。しかしながら、マルチメディア通信に対応する ATM 通信網では異なるトラヒック特性を持つ複数の呼を取り扱わなければならない。そこで、3 章では、マルチメディア環境におけるバースト帯域予約方式の有効性について評価を行なう。本章で対象とする網では、ファイル転送等のバースト性を有するトラヒックは FRP サービスクラスで、動画像転送等、常にある一定以上の割合でセルを発生し続けるトラヒックを CBR サービスクラスで収容する。ただし、FRP サービスクラスでは、帯域予約要求時に送信側端末が最大要求帯域および最小許容帯域を申告し、柔軟な帯域割当を行なう方式を提案し、性能の評価を行なう [33-36]。2 種のサービスクラスが混在する網においては、それぞれの制御が互いのトラヒッククラスの性能に及ぼす影響について考慮し、適切なパラメータ設定を行なう必要がある。また、それぞれのトラヒックの要求する QoS を考慮した制御を行なわなければならない。解析的手法による定量的な評価に

より、FRP サービスクラスの負荷が増大すると、CBR サービスクラスの呼損率が高くなり、網の性能が劣化することを明らかにしている。したがって、本章では FRP サービスクラスの使用帯域に上限を設けることにより、バースト性を持つトラヒックの性能をそれほど劣化させることなく CBR サービスクラスの性能を向上する制御方式を提案し、その有効性を示す。

4 章では、さらにより一般的な網を対象にし、バースト帯域予約方式の性能評価を行なう [37-39]。バースト帯域予約方式においては、バーストの転送開始直前に経路上のすべての回線に対して帯域予約が成功する必要があるため、複数の交換機を経由する VC は、より少ない数の交換機を経由する VC に比べて性能が悪くなる。また、同一回線を経由する VC 間においてもそれぞれの VC 経路により性能に格差が生じる可能性がある。すなわち、VC 間で不公平なサービスが発生し得る。しかしながら、バーストを単位とした帯域予約を行なうバースト帯域予約方式においては網の使用状況に基づいた動的な帯域予約を行なうことにより、帯域予約失敗の確率を低く抑え、さらに VC 間の不公平性を解消できる可能性がある。そこで、本章では、公平なフロー制御を実現するための帯域割当アルゴリズムとして提案されている Max-Min フロー制御 [40] をバースト帯域予約方式に適用し、その有効性と問題点をシミュレーションを通して明らかにする。Max-Min フロー制御では、通信網における公平性を「すべてのセッションは他のセッションと同程度の網資源を利用する資格がある」として定義している。Max-Min フロー制御では、集中型制御に基づき、網内の回線容量を VC 間で完全に分割するように帯域割当を行なうため、VC 間の公平性が実現される。しかしながら、Max-Min フロー制御では集中型の制御を行なうため、バースト帯域予約方式に適用した場合には、網全体の回線の使用状況および VC の接続に関する情報を保持する帯域管理サーバが必要となり、バースト転送を開始する送信側端末は帯域管理サーバに対して帯域割当を要求することになる。従って、サーバの故障による帯域割当制御の停止、網全体にかかる情報の収集法など網の運営管理上、問題が生じる可能性がある。そこで本章では、バースト帯域予約方式に適した Max-Min フロー制御に基づく帯域管理方式として、半分散型 Max-Min フロー制御を新たに提案し、2 章で評価の対象として用いた固定レート方式、および、帯域管理サーバを設けて帯域割当を行なう集中型 Max-Min フロー制御との性能比較評価により、その有効性を明らかにする。集中型 Max-Min フロー制御と異なり、半分散型 Max-Min フロー制御では各々の交換機が直接接続された回線の使用状況および当該回線を用いてバースト転送している VC への帯域割当状況に関する情報を保持する必要があるが、送信側端末からの帯域割当要求に対しては、各交換機が保持している情報のみに基づいた自律的な帯域割当制御を行なうことが可能になる。

4章までは、伝搬遅延時間の比較的小さい構内網へのバースト帯域予約方式の適用を狙った制御方式の提案を行なってきた。5章では、より伝播遅延の大きい広域網 (WAN: Wide Area Network) を対象にしたバースト帯域予約方式の性能評価を行なう [41, 42]。バースト帯域予約方式においてはユーザからのバースト転送要求に対して経路上のすべての回線に対して帯域を割り当てる必要がある。ATM 網においては高速なセル交換処理が行われるため、広域網では実際のバースト伝送時間に比して伝搬遅延が大きくなる。このような網では、帯域予約に要する時間がオーバヘッドとなり、網の性能劣化を引き起こす要因となる。また、広域網では VC の経由する回線数が多くなり、帯域予約に失敗する確率が高くなる可能性も考えられる。そこで、本章では新たに広域網に適したバースト帯域予約方式を提案し、数学的解析手法によりその性能を定量的に評価する。本方式においては、あらかじめ帯域を割り当てた VC を用いてバーストを転送することにより帯域割り当てに必要な処理時間を低くおさえ、高速なバースト転送を実現する。すなわち、VP をあらかじめ送受信端末間で設定し、この VP を分割して VC を設定する。送信側端末からのバースト転送のための帯域割当要求を受け取ると、網は空いている VC の VC 識別子および VC 容量を送信側端末に通知することにより、帯域割当を行なう。送信側端末は通知された VC を用いてバースト転送を開始し、転送終了と同時に VC を解放する。このような帯域割当方式においては、VP の分割法が性能に影響を与える主たる要因となる。たとえば、VP をそれぞれ容量の大きい少数の VC に分割することにより、高速なバースト伝送が可能となる。しかし、同時に帯域割当可能なバースト数が少なくなるため、高負荷時には帯域予約失敗の確率が高くなり、網外での待ち合わせ時間が増大する可能性がある。逆に、VP を多数の小容量の VC に分割した場合には、同時に伝送可能なバースト数が多くなり、帯域予約失敗の確率を低く抑えることが出来るが、1本あたりの VC 容量が小さいためバーストの伝送時間が増大する。このように、VC1 本あたりの容量とバースト転送時間にはトレードオフの関係があり、本章では帯域予約のためのオーバヘッドなどシステムのさまざまな条件に応じて適切な VC 容量を決定するための手法も示している。

第 2 章

ATM 網におけるリンク情報を用いた 動的帯域予約方式の性能評価

バースト帯域予約方式においては、バーストを単位とした帯域予約を行なうことにより効率的な網資源の利用を図る。しかしながら、帯域予約失敗時にはバックオフと呼ばれる網外での待ち合わせを行なった後、再予約を行なうため、遅延が増大する。

そこで、本章ではバースト転送の性能を向上させるため、帯域予約時の申告レートを動的に変更することにより、帯域予約失敗の確率を低くする帯域再予約時の制御方式を提案し、交換機 1 段および 3 段からなる網を対象に、シミュレーションにより制御方式の性能を評価する。

2.1 帯域予約に基づく帯域割当制御とその実現方式

2.1.1 帯域予約に基づく帯域割当制御

本章においては、ファイル転送や静止画転送などバースト性を持つトラヒックをサービス対象としたトラヒック制御を評価の対象とする。これらのトラヒックは、網内においてセル損失が起きた場合には送受信端末間での再送が必要であるが、遅延に対する要求品質は、音声、動画像転送に比べれば緩やかである。しかしながら、将来的には低遅延でセル棄却のない高品質データ転送の実現が望まれており、そのための帯域管理方式として FRP (Fast Reservation Protocol) 方式が提案されている [21, 22]。FRP 方式は、呼設定時には VC の経路選択のみを行ない、バースト転送直前に送信側端末から申告されたピークレートに基づき帯域を割り当て、転送を開始す

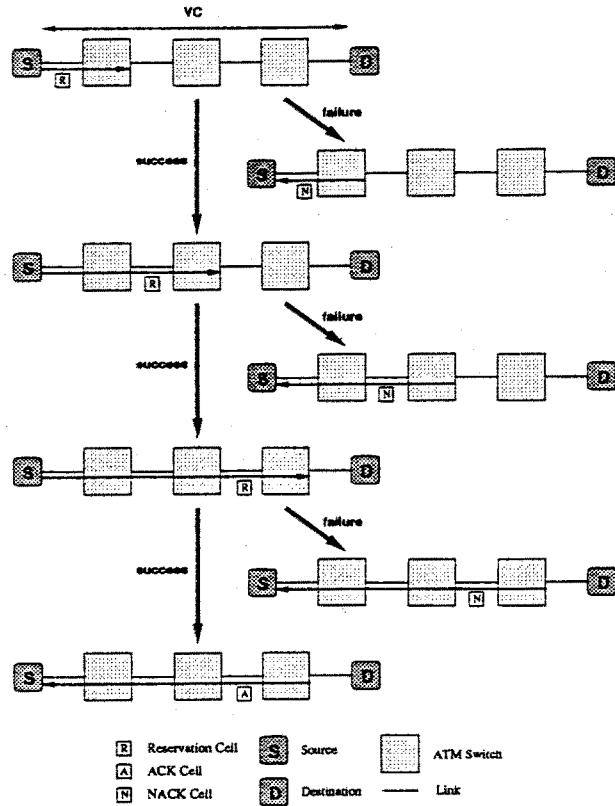


図 2.1: スイッチ 3 段をとおる VC における帯域予約の過程

る。さらに、FRP 方式では、バースト転送前に送信側端末が帯域予約の可否確認を行なう確認型 FRP 方式 (FRP/DT : FRP with Delayed Transmission)(図 1.7) と、可否確認を行なわない非確認型 FRP 方式 (FRP/IT : FRP with Immediate Transmission)(図 1.8) の 2 つの方式が提案されている [21, 22]。ただし、ここでは呼と異なる概念として情報転送の単位を「バースト」と呼ぶものとする。

伝搬遅延時間の小さい LAN を対象とする場合、確認型 FRP 方式における往復伝搬遅延分のオーバーヘッドは無視できるものと考えられる。また、非確認型 FRP 方式において必要な選択的にセルを棄却する機能も不要であるため、ここでは、確認型 FRP 方式を対象とした評価を行なう。確認型 FRP 方式を用いた帯域予約の一例として、スイッチ 3 段を経由する VC における、帯域予約の過程を図 2.1 に示す。

FRP 方式では、高負荷時には帯域予約に失敗する確率が高くなる。従って、帯域予約に失敗した場合に、(1) 送信側端末が網の輻輳の程度をどのようにして認識するか、(2) 送信側端末がどのような方法に基づいて再予約を行なうか、が重要になる。また、ATM 網では、帯域を自由に設

定できるという特徴があり、この利点を積極的に利用する必要がある。

2.1.2 帯域割当制御の実現方式

帯域割当制御の実現方式として FRP 方式を適用した場合、高負荷時には帯域予約に失敗する確率が高くなる。そこで、帯域予約失敗時にはバーストの転送レートを下げるにより、負荷の軽減を図るものとする。その結果、網内へのセルの過度な流入を抑えることができ、輻輳時の品質劣化を抑えることができる [43]。さらに、帯域再予約の制御方式として、以下の方々を考える。

1. 端末がバックオフを行なう方式

- (i) ACK/NACK 方式
- (ii) 動的 ACK/NACK 方式

2. 網から直接回線の使用状況を知らせる方式

以下、それぞれの方式について具体的に説明する。

2.1.2.1 ACK/NACK 方式

本方式では、帯域予約の成功 / 失敗時にスイッチから送信側端末に通知される ACK セル、NACK セルを用いることにより輻輳の程度を認識する [44, 29]。すなわち、端末が連続してバースト転送のための帯域予約に失敗した場合に輻輳が起こったと判断し、再予約の際に申告レートを 1 段階下げる（例えば現申告レートの半分）。また、連続して帯域予約に成功した場合には輻輳から回復したものと判断し、再予約の際の申告レートを 1 段階あげるものとする（例えば現申告レートの 2 倍）。なお、送信側端末は可能な限り回線容量に等しい速度での高速転送を要求するものとし、申告するピークレートの初期値は回線容量に等しいものとする。ただし、帯域予約失敗時には、ランダムなバックオフ時間後に再予約を行なう。

2.1.2.2 動的 ACK/NACK 方式

本章では、前節で述べた ACK / NACK 方式に改良を加え、網の負荷に応じた制御が行なえるようにした動的 ACK/NACK 方式を提案する。本方式においては、輻輳発生（緩和）の検知とともにレート変更を行なうだけでなく、レート変更の契機となる ACK の受信数（以降、連続 ACK

受信数と呼ぶ) および NACK の受信数(以降、連続 NACK 受信数と呼ぶ)を動的に変更する。以後では、連続 ACK 受信数、連続 NACK 受信数がそれぞれ M_A , M_N の場合、 (M_A, M_N) と表記する。

具体的には、以下のような制御を行なう。まず、バースト転送のための帯域予約に連続して M_N 回失敗した場合(すなわち連続して M_N 個の NACK を受信した場合)には、負荷が高いものと判断し、申告するピークレートを 1 段階下げるとともに、連続 ACK 受信数 M_A を増加し、連続 NACK 受信数 M_N を減少させ、申告レートの下降を促進する。逆に、連続して M_A 回の帯域予約に成功した場合には、申告レートを 1 段階上げるとともに連続 ACK 受信数 M_A を減少し、連続 NACK 受信数 M_N を増加させる。このような制御を行なうことにより、網の負荷状況に応じた制御が行なえるものと考えられる。例えば、連続 ACK 受信数、および連続 NACK 受信数の初期状態を $(M_A, M_N) = (3, 3)$ とする。帯域予約に 3 回連続して失敗した場合には、申告するピークレートを 1 段階下げるとともに、 (M_A, M_N) を $(4, 2)$ に変更する。さらに、2 回連続して失敗した場合には、 $(5, 1)$ に変更する。従って、帯域予約に失敗することがほとんどない低負荷時には、連続 ACK/NACK 受信数は $(1, 5)$ の状態に近付くものと考えられる。また、高負荷時には、帯域予約に失敗する確率が高いため、 $(M_A, M_N) = (5, 1)$ の組合せとなり、申告レートが下がりやすくなる。ただし、ここでは M_A , M_N の最大値を 5、最小値を 1 としている。

2.1.2.3 リンク情報を用いた方式

ACK/NACK 方式、動的 ACK/NACK 方式では、端末が網の輻輳の発生に対して自律的な制御を行なうのに対し、本方式は網側から使用可能な帯域容量を通知することにより積極的な輻輳制御を行なうものとする。このようなリンク情報を用いた制御法としては、送信側端末が回線の空き容量を調べ、予約を行なう方式が提案されているが [24]、本章では以下に示すような帯域割当をおこなう方式を提案する。本方式ではバースト転送のための帯域予約時に、割り当てを希望する帯域のピークレートだけでなく、あわせて最低許容帯域を申告する。VC 経路上の各スイッチでは、送信側端末から申告された要求帯域と最低許容帯域の間で可能な限りの帯域の確保を試みる。帯域の確保が成功した場合には、送信側端末へ ACK セルを返送することにより、帯域予約の成功とともに実際に確保した帯域容量を通知する。ACK セルを受信した送信側端末は、スイッチから通知された帯域容量に基づいて送出レートを設定し、ただちにバースト転送を開始する。また、帯域の確保が行なえない場合には、NACK セルを用いて帯域予約の失敗を通知する。

NACKセルを受信した送信側端末は、スイッチから帯域に空きが生じたことを通知されるまで待ち合わせを行なう。また、スイッチでは帯域予約に失敗した送信側端末数(以降 T_F と表記する)をカウントする。バースト転送終了に伴い帯域が開放され、帯域に空きが生じた場合には、帯域の再予約をするために網外で待ち合わせを行なっている全ての送信側端末に対し、帯域に空きが生じたことを通知する。その際、バースト転送終了により生じた空き帯域容量を待ち合わせ中の端末数 T_F で分割した帯域容量を通知する。網外で待ち合わせを行なっている送信側端末は、通知された帯域容量が最低許容帯域以上であれば、通知された帯域容量に基づき、帯域の予約を行なう。スイッチから通知された帯域が最低許容帯域以下であれば、最低許容帯域で申告レートを設定し、帯域の予約を行なう。

本方式の特徴は、回線の空き容量をできるかぎり全ての端末で平等に利用しようとする点である。また、帯域に空きが生じた時には、できるだけ全ての待ち合わせを行なっている送信側端末が転送を開始できるように申告レートを設定して再予約を行なうため、回線を有効に利用できる。ただし、先の2方式では端末が自律的に輻輳に対応するのに対し、本方式ではスイッチ/端末に付加機能が必要となる。

2.2 性能評価

スイッチ1段および3段から構成された網における、前述の輻輳制御方式の性能評価および比較を行なう。ただし、ここでは性能指標として、回線容量150 Mbpsで正規化した網のスループット、バースト発生から帯域予約を行ない、送信が終了するまでの平均遅延を用いるものとする。また、以降では申告レートは回線容量で正規化した値で表記する。シミュレーションにはBONeS[45]を用いた。

2.2.1 スイッチ1段網における輻輳制御方式の性能評価

本節では、図2.2に示すスイッチ1段の網を対象としたシミュレーションの結果を示す。ここでは、ATMスイッチに16台の送信側端末と1台の受信側端末が接続されているものとする。この時、図中太線で示された回線に対して帯域予約が行なわれる。また、帯域予約のための制御セルはインバンド信号として転送されるものとする。バーストは、平均バースト長1 KByteの幾何分布に従うものとし、発生間隔は指数分布に従うものとする。また、以降、単に負荷といった場合

は、図 2.2 中太線で示した回線に対する負荷を示すこととする。例えば、負荷 1.0 の場合、送信側端末が 16 台であるので、各送信側端末でのバースト発生間隔は、平均 $1 \text{ KByte} / 150 \text{ Mbps} \times 16$ の指数分布に従うことになる。また、送信側端末において、あわせて 16000 個のバーストを発生するまでシミュレーションを行なった。また、平均遅延に対しては、90 % 信頼区間も併せて示す。また、方式によらず帯域予約時の申告レートの初期値は回線容量と等しいものとし、レート変更による最低帯域は回線容量の $1/16$ とする。また、対象は LAN であり、伝搬遅延は非常に小さいものと考えられる。そこで、シミュレーションにおいては伝搬遅延時間は 0 として評価を行なっている。また、帯域割当、および解放による遅延時間は本章で評価の対象としているバースト単位の転送遅延に対し非常に小さいものと考えられるため、ここでは 0 として評価を行なった。

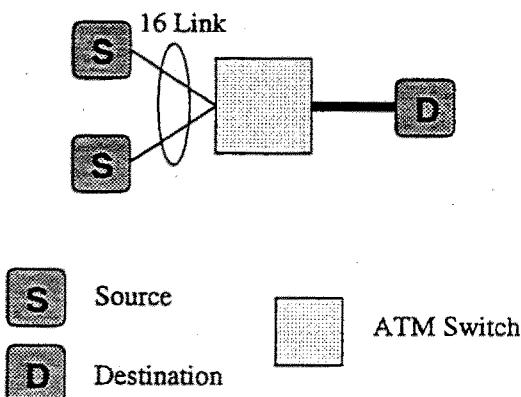


図 2.2: スイッチ 1 段の網モデル

2.2.1.1 動的 ACK / NACK 方式を用いた場合

本節では、輻輳制御方式として、動的 ACK / NACK 方式を適用した場合の評価を行なう。ただし、連続 ACK 受信数 M_A および連続 NACK 受信数 M_N の初期値を $(3, 3)$ 、最大値および最小値をそれぞれ $5, 1$ とする。また、ピークレート可変方式として、ピークレートを $1/2$ ずつ減少し、2 倍づつ増加する方式（以降 $(\times 1/2, \times 2)$ と表記する）を用いる。図 2.3 および図 2.4 に、バックオフ時間とスループット、平均遅延との関係を示す。

図 2.3 より、バックオフ時間が大きい場合には帯域予約失敗時の網外での待ち時間が増大するため、スループットが低下する。また、図 2.4 に示されるとおり、本方式においては帯域予約失敗時に申告レートを下げるため、バースト転送時間に比してバックオフ時間が短すぎる場合には必要以上にレートを下げることになり、バースト転送時間の増大を招く。従って、本方式ではバック

オフ時間を バースト転送時間 ($1 \text{ KByte} / 150 \text{ Mbps} \simeq 50 \mu \text{sec}$) の 2 倍程度 ($50 \sim 100 \mu\text{sec}$) に設定することにより、低負荷時の性能が最も高くなる。

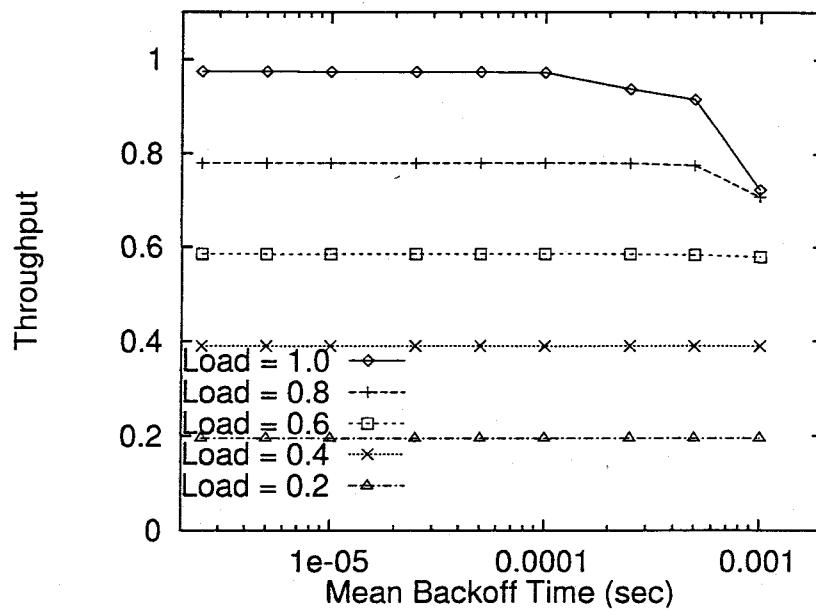


図 2.3: バックオフ時間とスループットの関係 (動的 ACK / NACK 方式)

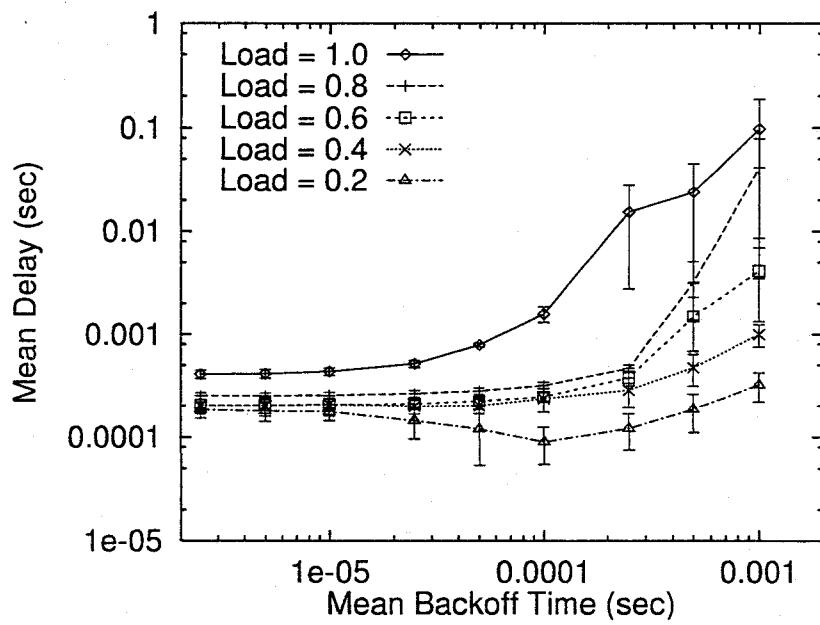


図 2.4: バックオフ時間と平均遅延の関係 (動的 ACK / NACK 方式)

2.2.1.2 リンク情報を用いた方式の場合

本節では、リンク情報を用いた方式のシミュレーション結果を示すとともに、ACK / NACK 方式 ($\times 1/2, \times 2$)、および動的 ACK / NACK 方式 ($\times 1/2, \times 2$)との比較評価を行なう。併せて、帯域予約の成否に関わらず常に一定の申告レートで予約を行なう固定レート方式(申告レート 1.0)との比較も行なう。ただし、動的 ACK / NACK 方式における連続 ACK / NACK 受信数の初期値を (3, 3)、最大値および最小値をそれぞれ 5, 1 とする。また、ACK / NACK 方式、動的 ACK / NACK 方式、および固定レート方式における帯域予約失敗時のバックオフ時間を 100μ sec とする。

図 2.5 および図 2.6 に負荷とスループット、平均遅延との関係を示す。図 2.5より、スループットに関しては制御方式による差はほとんどないことがわかる。また、図 2.6 より、ACK / NACK 方式においては、低負荷時には 連続して 5 回帯域予約に失敗した時のみ申告レートを下げるため、比較的高いレートで帯域予約を行なう (1, 5) の性能が最も良く、逆に高負荷時にはすぐに申告レートを下げる (5,1) の性能が最も良い。また、負荷 0.6 付近では (1, 1) の性能が良いことがわかる。従って、負荷に応じてこれらの 3 つの組み合せを実現する動的 ACK / NACK 方式の場合には、図 2.6 に示されるようにすべての負荷領域で良い性能が得られている。また、固定レートで申告する方式では、高負荷時には帯域予約に失敗する確率が高いため、網外での待ち合わせにより遅延が増大する。また、リンク情報を用いる方式の場合には、低負荷においては複数の端末が同時にバースト転送をすることがほとんどないため、回線容量に近いレートでの転送が可能であり遅延も小さい。しかしながら、高負荷時には待ち合わせを行なう端末数が増え、最低許容帯域での割当が多くなるため、予約のタイミングにより高いレートでの転送も可能な ACK/NACK を用いる方式などと比べ遅延が増大する。

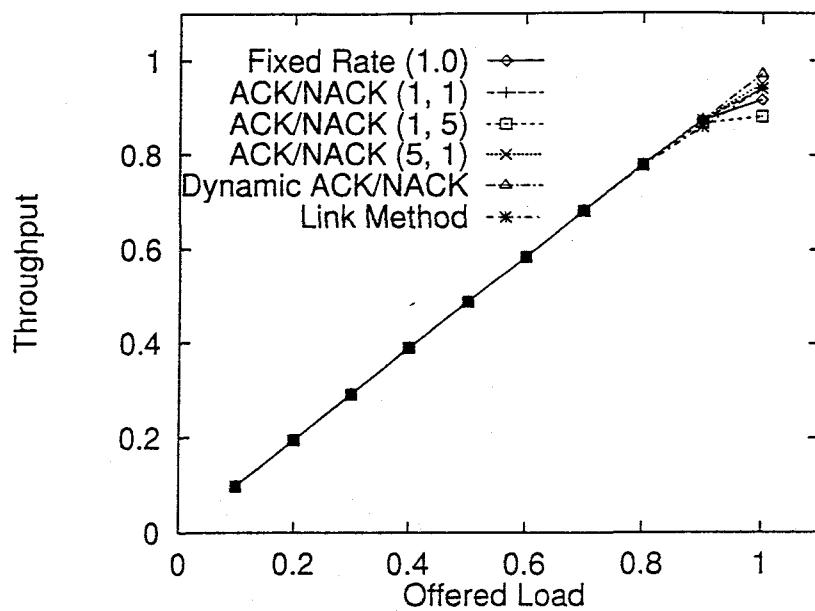


図 2.5: 輻輳制御方式の比較：負荷とスループットの関係 (バックオフ時間 100 μ sec)

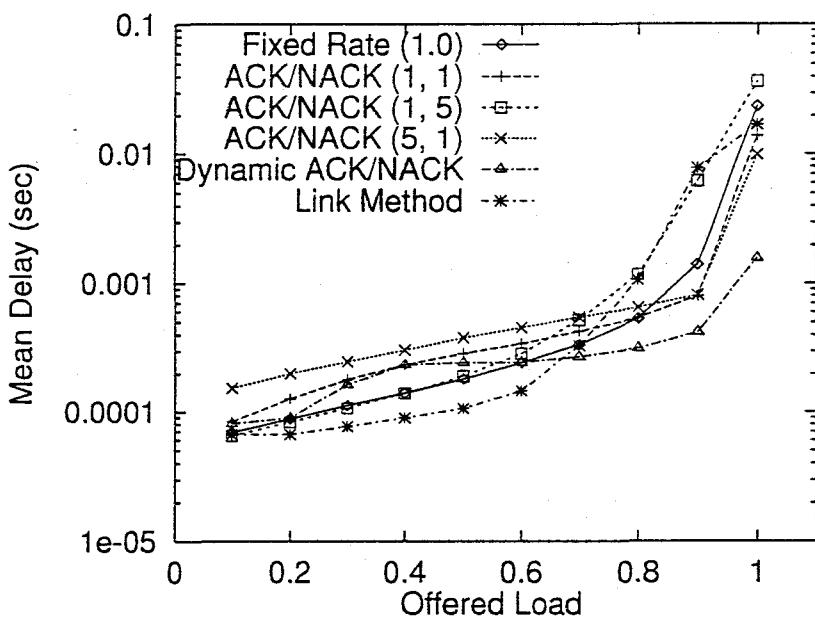


図 2.6: 輻輳制御方式の比較：負荷と平均遅延の関係 (バックオフ時間 100 μ sec)

2.2.2 スイッチ 3 段網を対象とした性能評価

本節では、図 2.7 に示すスイッチ 3 段の網を対象としたシミュレーションの結果を示す。スイッチ 3 段の網には、図 2.7 に示すように 2 つの 1 ホップを経由するトラヒック (パス 1, 2) と 1 つ

の 2 ホップを経由するトラヒック (パス 3) からなる 3 つのトラヒックが存在するものとする。各トラヒックは 8 本の VC からなり、それぞれの VC からバーストが送出されるものとする。また、図中、太線で示した回線が各トラヒックにより共通に利用され、その容量はそれぞれ 150 Mbps である。また、各 VC において発生するバーストのバースト長は平均 1 KByte の幾何分布に従うものとする。また、ここでは LAN を評価の対象としているため、伝搬遅延は無視できるものとし、理想的な場合として制御遅延を 0 と仮定する。

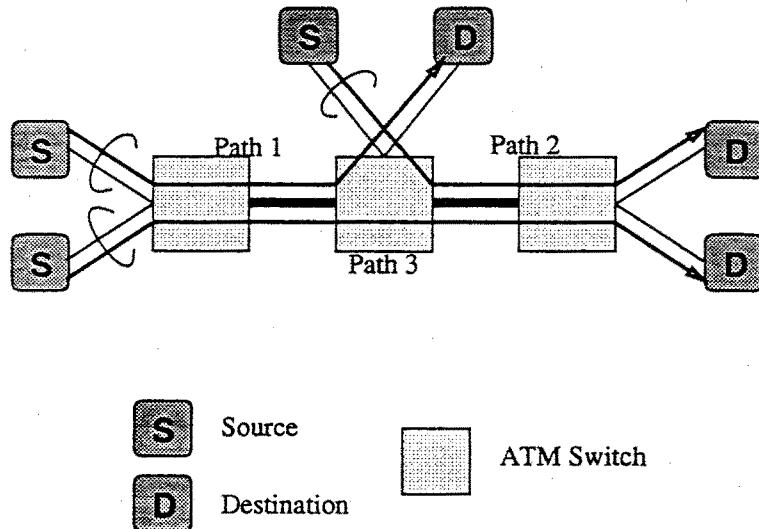


図 2.7: スイッチ 3 段の網モデル

2.2.2.1 スイッチ 3 段網における輻輳制御方式の性能比較

スイッチ 1 段網の性能評価と同様に、リンク情報を用いた方式に対するシミュレーション結果を示すとともに、ACK / NACK 方式 ($\times 1/2, \times 2$)、動的 ACK / NACK 方式 ($\times 1/2, \times 2$)、および固定レート方式 (申告レート 1.0)との比較を行なう。ただし、バックオフ時間を $100 \mu\text{sec}$ とし、動的 ACK / NACK 方式における連続 ACK (M_A) / NACK (M_N) 受信数の初期値を (3, 3)，最大値および最小値をそれぞれを 5, 1 とする。図 2.8 から図 2.9 に、パス 3 の負荷とスループットおよび平均遅延時間との関係を示す。図 2.8 より、ピークレート可変制御を行なわない固定レート方式、および ACK / NACK 方式 (1, 5) の場合、高負荷において帯域予約に失敗する確率が高くなり、網外での待ち時間が増加するために、回線を有効に利用できない。また、方式によらず負荷 1.0 の場合には、パス 3 のスループットが低下する。さらに、図 2.9 より、リンク情報を用いた方式が負荷に関わらず最も性能が良いことがわかる。低負荷の場合、リンク情報を

用いた方式では最低許容帯域以上の空きがあれば帯域予約に成功するため、帯域予約に失敗することがほとんどなく網外での待ち時間もないため、遅延を小さくすることができる。また、帯域に空きが生じた際にスイッチから通知されるため、すぐに再予約を行なうことにより回線容量を有効に利用できる。また、再予約が行なわれるのはスイッチから通知があった時のみであるため、制御セルのオーバーヘッドが小さくなるといった特徴も有する。一方、他の方式では、ランダムなバックオフ時間ごとに帯域再予約を行なうため、1 ホップトラヒックであるパス 1, 2 の遅延時間がパス 3 に比べて相対的に良い結果を示し、2 ホップトラヒックであるパス 3 の遅延が大きくなり公平さの点でも問題がある。ACK/NACK 方式に関しては、スイッチ 1 段網の場合と同様に、 (M_A, M_N) の組合せにより、負荷による性能の逆転が生じる。

以上より、リンク情報を用いた方式がすべての負荷領域において性能が良く、最も有効な方式であるといえる。しかしながら、本方式では帯域の空きを通知するなどの付加機能がスイッチに必要であり、制御も複雑になる。

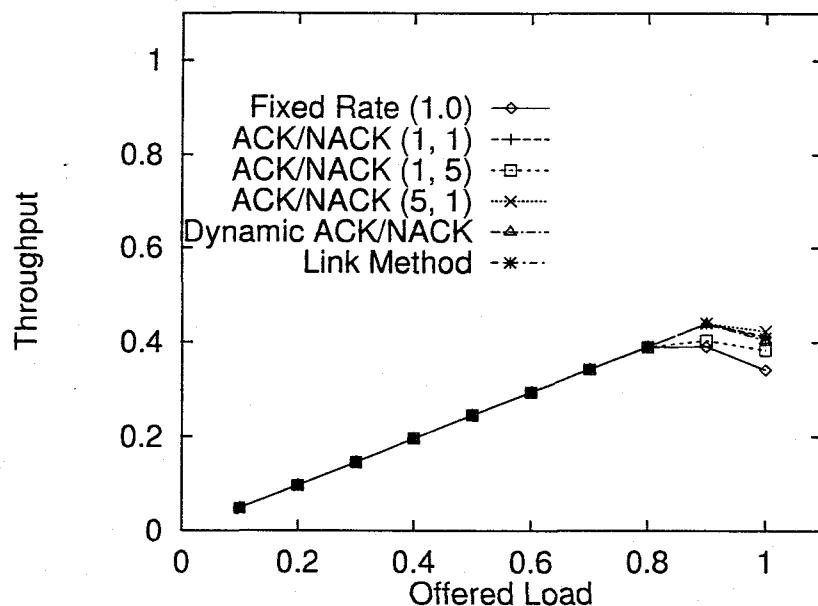


図 2.8: パス 3 における各輻輳制御方式のスループットの比較 (バックオフ時間 100 μ sec)

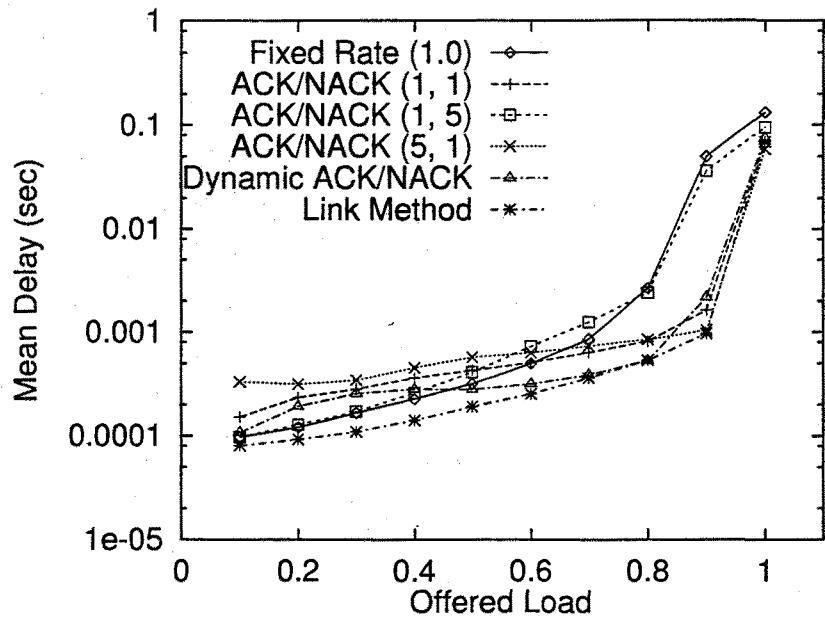


図 2.9: パス 3 における各輻輳制御方式の平均遅延の比較 (バックオフ時間 $100 \mu\text{sec}$)

2.2.2.2 動的 ACK / NACK 方式を用いた場合

本節においては、スイッチ 3 段網に動的 ACK / NACK 方式を適用した場合の性能を評価する。前節の図 2.9 で示された通り、動的 ACK / NACK 方式は特に中負荷以上で良い性能を示している。図 2.2.2.2 および 2.11 より、特に負荷が 1.0 の場合に、バックオフ時間に最適値 ($100 \mu\text{sec}$) が存在する事が分かる。また、図には示さないが、パスによる性能を比較すると、高負荷時にはパス 1, 2 のトラヒックが帯域予約に成功する確率が高くなるため、パス 3 のスループットが低下し、平均遅延が大きくなる。

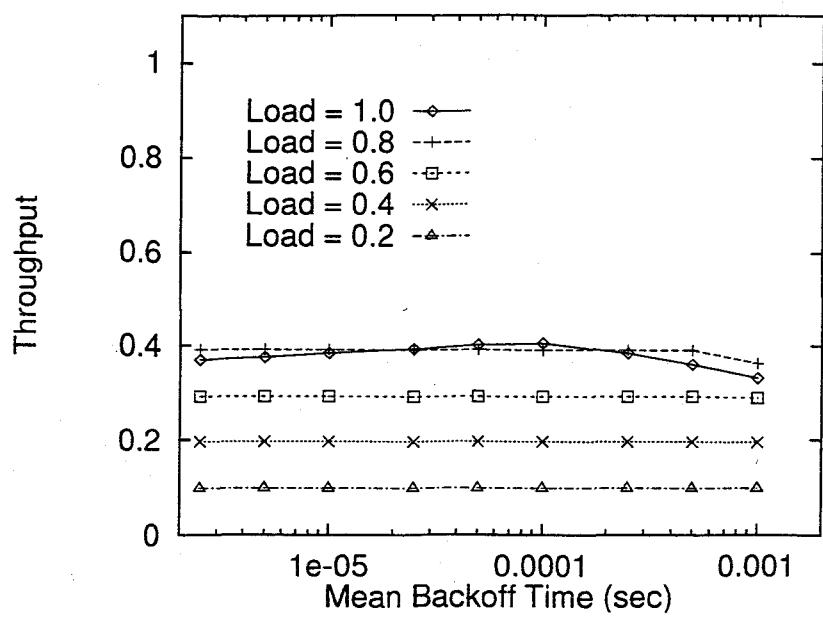


図 2.10: パス 3 におけるバックオフ時間とスループットの関係 (動的 ACK / NACK 方式)

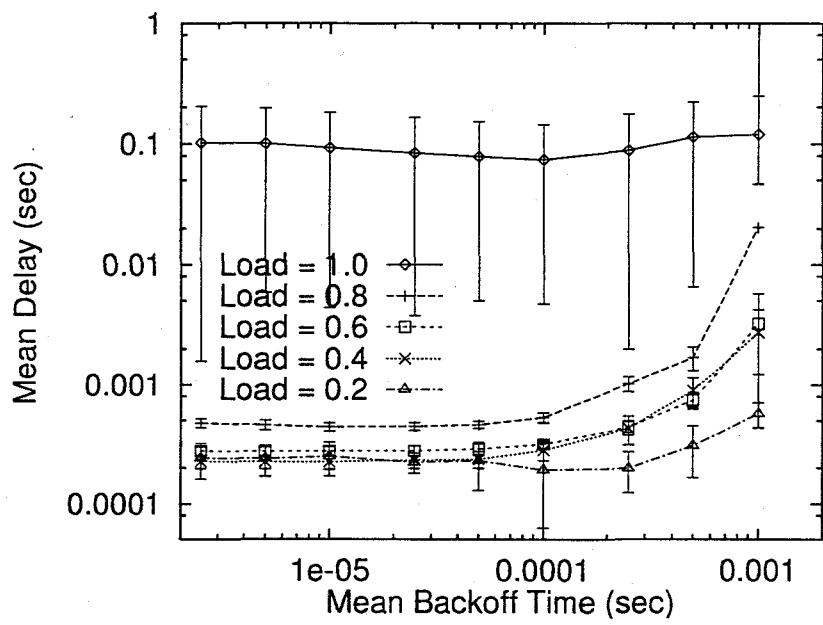


図 2.11: パス 3 におけるバックオフ時間と平均遅延の関係 (動的 ACK / NACK 方式)

2.3 まとめ

本章では、帯域割当制御として確認型 FRP 方式を対象とした評価を行なった。ATM LAN に適した輻輳制御方式として、常に固定レートで帯域予約を行なう方式、ACK / NACK 方式が提案されているが、新たに、負荷に応じた制御を行なえるように改良を加えた動的 ACK / NACK 方式、および、スイッチから回線の使用状況を通知する方式の 2 つを提案し、その比較評価を行なった。その結果、スイッチ 1 段の網モデルにおいては、高負荷時には動的 ACK / NACK 方式、低負荷時にはリンク情報を用いた方式の性能が良いことがわかった。また、バックオフ時間が短い場合、レート可変制御により過度に申告レートが低下するため、バックオフ時間は、平均バースト転送時間の 1~2 倍程度に設定した場合に最も良い性能が得られることが明らかになった。さらに、スイッチ 3 段の網モデルでは、リンク情報を用いた方式の性能が最も高いことがわかった。この方式では、帯域に空きが生じた時にスイッチから通知されるため、帯域予約失敗の回数が少なく、制御セルのオーバヘッドが小さくなり、回線容量を有効に利用できる。しかしながら、この方式は制御がやや複雑であり、スイッチにも付加機能が必要なため動的 ACK / NACK 方式の実現の容易さも見逃せない。動的 ACK / NACK 方式では、連続 ACK / NACK 受信数の初期値、および変更のタイミングが重要であり、これらの適切な設定により性能の向上が期待できるが、この点については今後の課題である。

第 3 章

マルチメディア ATM LAN における トラヒック制御の性能評価

マルチメディア通信網においては、それぞれのトラヒック特性を考慮したトラヒック制御を行ない、いかに効率的に網資源を利用するかが重要な課題である。伝搬遅延時間が大きい広域網では、網が輻輳に陥ってから何らかの対処を施すような輻輳対応型 (Reactive Control) の制御方式を用いると、輻輳からの回復が遅れ、そのあいだの著しい性能劣化は避けがたく、通信品質の観点から見て非常に大きい問題となる。従って、広域網では、網が輻輳状態に陥らないように制御する、輻輳回避型 (Preventive Control) のトラヒック制御が必須と考えられてきた。特に、広域網の場合には課金を行なう必要があり、ユーザに対して通信品質を保証しながら回線の利用効率をあげるために複雑な呼受付制御を行ない、さらに受付後の呼のトラヒック発生状況を監視するユーザージャーメータ制御 (Usage Parameter Control: UPC) などが必要になる。一方、伝播遅延時間の小さい LAN においては、輻輳回避型の制御だけでなく、輻輳対応型の制御方式も有効である可能性が大きい。事実、従来の Ethernet に代表される LAN の多くはマルチアクセス方式を採用しており、輻輳対応型の制御方式を用いている。しかしながら ATM LAN においては、従来、そのような検討は十分なされていないのが現状である。また、LAN は、そのローカル性 / プライベート性から、できるだけ経済的に実現する必要があり、そのためにトラヒック制御もできるだけ簡易なものが望まれる。そのための ATM LAN 向けのアーキテクチャとして文献 [46] などが提案されているが、その定量的評価は十分に行なわれていない。

そこで、本章では、マルチメディア ATM LAN に適したトラヒック制御方式を提案し、数学的

解析手法、および、シミュレーションによって、提案方式の有効性、および、その限界を明らかにしていく。

3.1 FRP サービスクラスの性能評価

本サービスクラスにおいては、呼設定時には VC の経路選択のみを行なう。端末が実際に情報転送を行なう場合、網に対して帯域使用の予約を行なう。網側では、帯域が空いていればその予約を受け付ける。しかしながら、1.1.4節で述べたように、高負荷時には帯域予約ができなくなる可能性が大きくなり、その場合にはレートチェンジやバックオフなどの制御を行なう必要がある。従って、評価の際にもこのような帯域予約失敗時の対処策を考慮する必要がある。

ここでは、送信側端末は、帯域予約時に網に、対して以下に示す申告値 (C_{max} , C_{min} , B_L) を申告するものとする。

- 最大要求帯域 C_{max} [bps]: 送信側端末が要求するバーストの転送速度。
- 最小許容帯域 C_{min} [bps]: 最小転送速度。後述するクラス内帯域変更により、再割当される帯域の許容最小値である。
- B_L [bit]: 転送するバーストの長さ。この申告値に基づき、網は特定送信側端末による長期間の回線独占を予防する。ただし、ここでは、バースト長は平均 B_L bit の指数分布に従うものとし、 B_L をパラメータとした評価を行なう。

本方式においては、新しく帯域割当の要求が発生すると、送信側端末から申告された C_{max} 、および C_{min} の間で割当帯域の変更を動的に行なう。例えば、回線容量を 150 Mbps とした時、送信側端末の申告値が最大要求帯域 150 Mbps、最小許容帯域 10 Mbps であったとする（以降では、簡単化のため、このような申告値を (150,10) と表記するものとする）。今、それぞれ 75 Mbps の帯域を用いて 2 つのバーストが転送されているときに、新たに帯域割当が網に要求されると、網はクラス内帯域変更を行ない、3 つのバーストに対し、それぞれ 50 Mbps の帯域を割り当てる。ただし、割り当てる帯域容量が送信側端末の申告した最小許容帯域を満たさない場合には、帯域変更を行なわない。帯域割当が行なわれなかった端末は、ランダムなバックオフ時間の後、帯域の再予約を行なう。上に述べた帯域の動的変更により、同時に転送可能なバースト数を増やし、帯域予約に失敗するバースト数を低く抑え、帯域の有効利用が行なえる。しかしながら、申告値とし

て、上記の例に示したような (150,10) だけでなく、常に回線容量一杯の割当を希望する (150,150), ピーク時転送速度の低い (75,10) などが考えられ、それぞれの申告値における網の性能を評価する必要がある。

本章においては、全ての端末が等しく (C_{max} , C_{min}) を申告するものと仮定する。また、対象は LAN であり、伝搬遅延は非常に小さいものと考えられる。そこで、解析においては伝搬遅延時間は 0 として評価を行なっている。また、帯域割当、および解放に必要となる処理は ATM 交換機にハードウェアにより実装可能であるため [22]、処理時間を 0 と仮定する。さらに、本節では、ATM 交換機が一段の網を対象にして評価を行なうため、帯域割当等のコントロールセルによるオーバヘッドは存在しない。

さらに、帯域予約に失敗した場合、端末が再予約のためにバックオフを行なうのではなく、帯域が空くのを待つ方式も考えられる。この場合、ATM 交換機から、帯域使用要求を出している端末に対して、帯域の空きを知らせる機構が必要になるが、バックオフを行なわないことによる性能向上が期待できる。以下では、このような制御を行なうことを「待ちを許す」と表記する。

以下、3.1.1節に待ちを許す場合の FRP サービスクラスの解析手法を示し、3.1.2節にバックオフを行なう場合の解析手法を示す。また、それぞれの方式の評価を 3.1.3に示す。

3.1.1 帯域予約に待ちを許す場合の解析

3.1.1.1 解析モデル

まず、評価の対象とする ATM 交換機一段の網モデルを図 3.1に示す。図中、円で示されたサーバは、交換機の出力回線をモデル化したものである。また、 l は帯域予約に失敗し、網からの帯域の空きの通知を待っているバースト数とする。ただし、実際に送信側端末から転送されたバーストが物理的なバッファに並ぶのではなく、送信側端末においてバースト転送開始が許可されるのを待つことを意味する。すなわち、他のバーストの転送終了によって帯域が空き次第、網側から空きを待っている送信側端末に対し、割り当て帯域量およびバースト送出開始を知らせるメカニズムをモデル化したものである。また、 n を転送中のバースト数、 $N_{C_{min}}$ を同時に転送可能な最大バースト数とする。 $N_{C_{min}}$ は C_{min} により決定される値で、回線容量を C bps とすると、

$$N_{C_{min}} = \lfloor \frac{C}{C_{min}} \rfloor \quad (3.1)$$

また、 N_{Cmax} は、最大要求帯域 C_{max} を満たしながら同時に転送することができるバーストの個数を表し、

$$N_{Cmax} = \lfloor \frac{C}{C_{max}} \rfloor \quad (3.2)$$

なる関係がある。バーストは平均 λ のポアソン過程にしたがって発生するものとする。これは、入力線を無限大とした場合に相当する。また、セルのペイロード 48 byte、ヘッダ 5 Byte であるから、バースト長 B_L に対し、セル化後の実転送データ量 D_L bit は、

$$D_L = 53 \times 8 \lceil \frac{B_L}{48 \times 8} \rceil \quad [bit] \quad (3.3)$$

になる。従って、転送中のバースト数が n の時のサービス率は、

$$\mu_n = \begin{cases} n \frac{C_{max}}{D_L}, & 0 \leq n \leq N_{Cmax} \\ n \frac{C}{n D_L}, & N_{Cmax} \leq n \leq N_{Cmin} \end{cases} \quad (3.4)$$

で与えられる。これは、M/M/n/∞ 待ち行列モデルに相当する。

例えば、回線容量 $C = 150$ Mbps とし、 $B_L = 50$ KByte、申告値が $(C_{max}, C_{min}) = (75$ Mbps, 30 Mbps) の場合の状態遷移図を図 3.2 に示す。図中、 n は転送中のバースト数、 l は帯域の空きを待っているバースト数を表す。系内バースト数が $k (= n + l)$ である定常状態確率を $p(k)$ と表すものとすると、図 3.2 より、平衡状態方程式は、

$$\lambda p(k) = \begin{cases} \mu_{k+1} p(k+1), & 0 \leq k < N_{Cmin} \\ \mu_{N_{Cmin}} p(k+1), & N_{Cmin} \leq k \end{cases} \quad (3.5)$$

$$\sum_{i=0}^{\infty} p(i) = 1 \quad (3.6)$$

となり、本方程式を解くことにより定常状態確率が求められる。

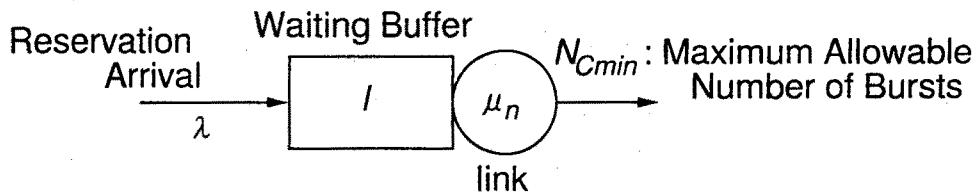


図 3.1: 待ちを許す場合の解析モデル

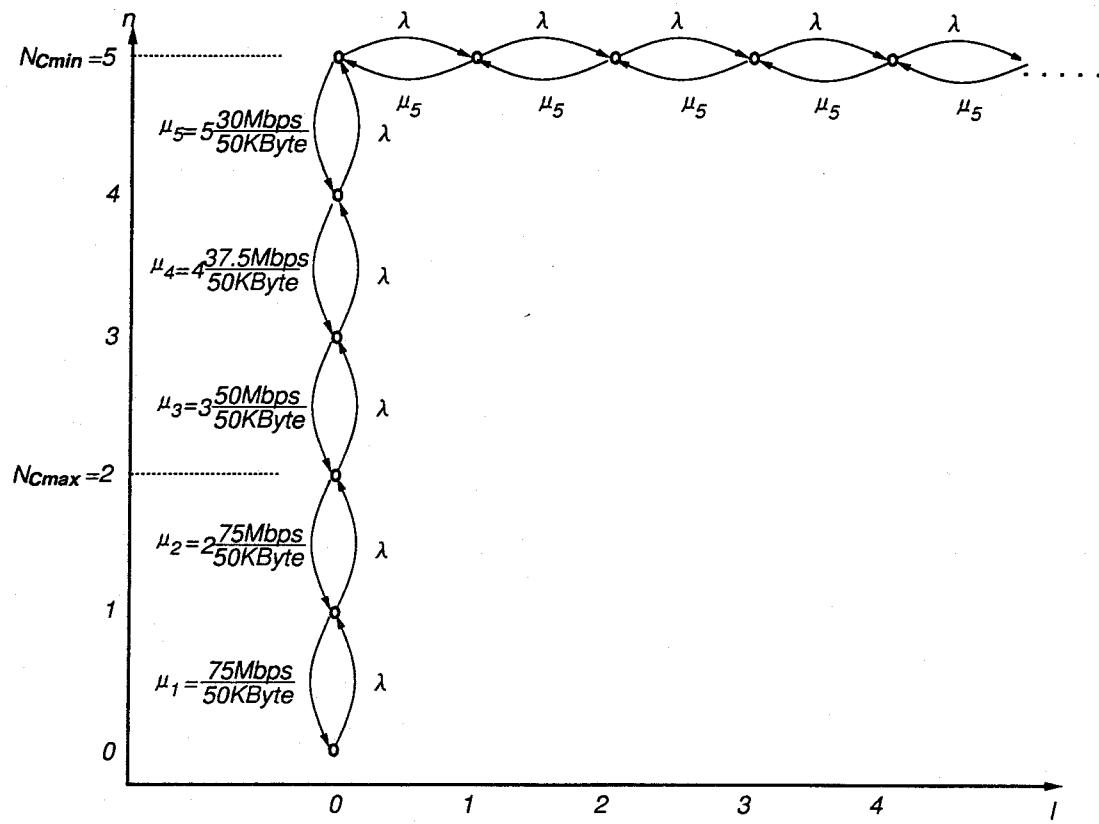


図 3.2: 待ちを許す場合の状態遷移図

3.1.1.2 性能指標の導出

前節において導出した定常状態確率 $p(k)$ より、以下に示す性能指標が導出される。まず、網のスループット S は、

$$S = B_L \left(\sum_{i=0}^{N_{Cmin}} \mu_i p(i) + \sum_{i=N_{Cmin}+1}^{\infty} \mu_{N_{Cmin}} p(i) \right) \text{ [bps]} \quad (3.7)$$

として得られる。また、平均系内バースト数 N は、

$$N = \sum_{i=0}^{\infty} i p(i) \text{ [bursts]} \quad (3.8)$$

で求められる。さらに、平均系内バースト数 N より、平均バースト転送時間 T 、すなわちバースト発生から転送終了までの時間が導出される。

$$T = \frac{N}{\lambda} \text{ [sec]} \quad (3.9)$$

3.1.3節では、以上に導出した性能指標をもとにレートチェンジ方式の性能評価を行なう。

3.1.2 帯域予約にバックオフを行なう場合の解析

3.1.2.1 解析モデル

バックオフを行なう場合の待ち行列モデルを図 3.3 に示す。転送中のバースト数 n が同時に転送可能なバースト数 N_{Cmin} に達している場合は、新たに発生したバーストの帯域予約は受け付けられない。この時は、平均 Ω sec の指数分布に従うバックオフ時間の後、帯域の再予約を行なうものとする。図中、Retrial Queue と示されたサーバは、バックオフを行なう機構をモデル化したものであり、そのサービス率 ω は、 $\omega = 1/\Omega$ で与えられる。3.1.1節と同様に、 n は転送中バースト数、 N_{Cmin} は同時に転送可能なバーストの最大数、 μ_n は転送中バースト数が n の時のサービス率を表すものとする。この時、 N_{Cmin} 、 N_{Cmax} 、および μ_n はそれぞれ式 (3.1)、式 (3.2)、および式 (3.4) で与えられる。例えば、回線容量 $C = 150$ Mbps とし、バースト長 $B_L = 50$ KByte、申告値が $(C_{max}, C_{min}) = (75 \text{ Mbps}, 30 \text{ Mbps})$ の場合の状態遷移図を図 3.4 に示す。図 3.4 中、 r はバックオフ中のバースト数を示す。このような待ち行列モデルは、再呼 (repeated call) を扱うモデルとして研究がなされてきているが (例えば [47])、ここでは次章以降に述べる解析手法との整合性を保つため、次のような解析手法を用いる。

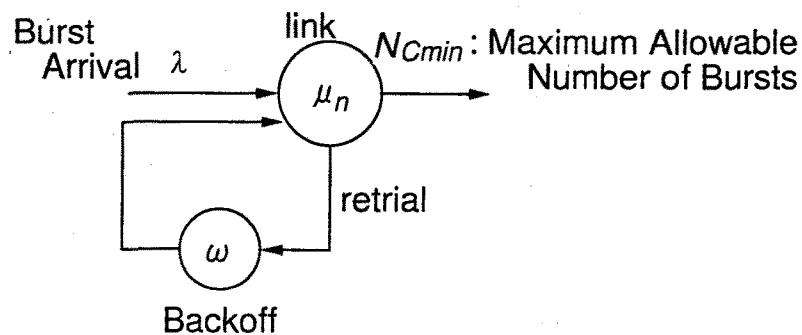


図 3.3: バックオフを行なう場合の解析モデル

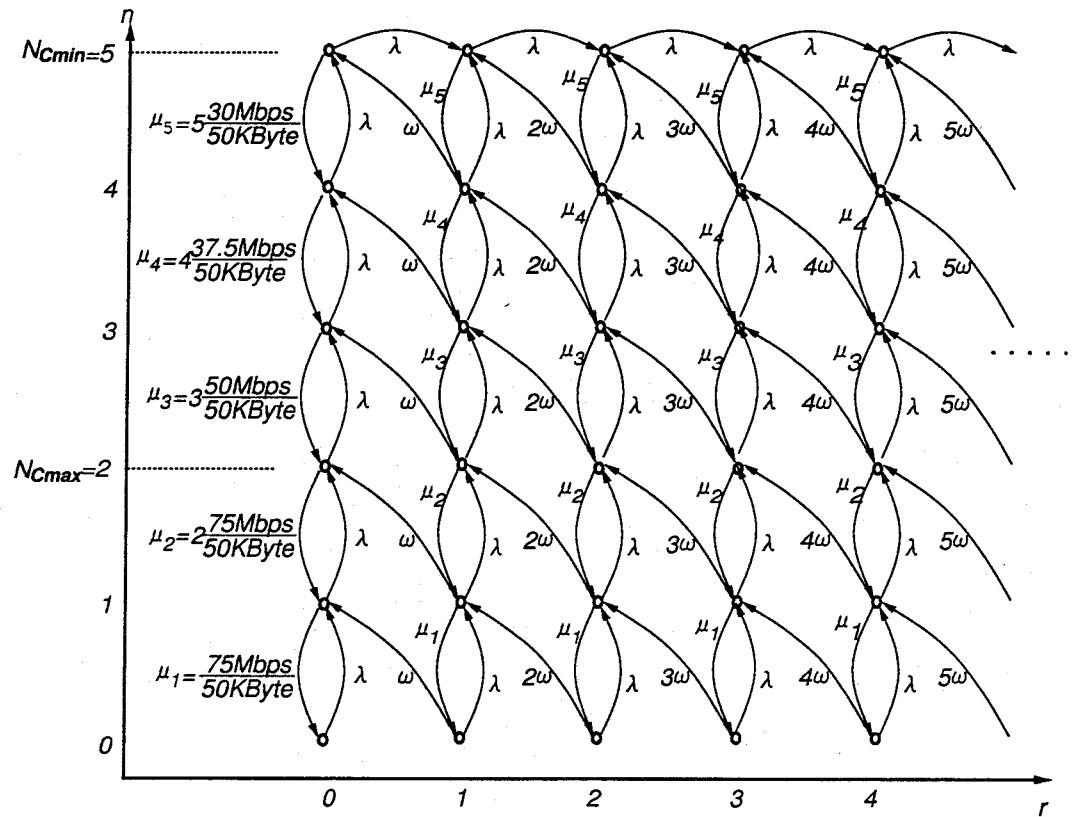


図 3.4: バックオフを行なう場合の状態遷移図

今、バックオフ中のバースト数が r である状態の定常状態確率をベクトル表現したものを、 $\mathbf{P}(r)$ とし、また、転送中バースト数が n 、バックオフ中のバースト数が r である状態 (n, r) の定常状態確率を $p_r(n)$ とする。すなわち、

$$\mathbf{P}(r) = (p_r(0), p_r(1), p_r(2), \dots, p_r(N_{Cmin})) \quad (3.10)$$

さらに、定常状態確率を表す行ベクトル \mathcal{P} を

$$\mathcal{P} = (\mathbf{P}(0), \mathbf{P}(1), \dots, \mathbf{P}(K)) \quad (3.11)$$

と表す。ここで、 K はバックオフを許す最大バースト数とする。 $K = \infty$ の場合には、数値解析の際、対象とする性能指標が K によって変化しなくなるまで K を十分大きく取るものとする。

図 3.4より、状態遷移確率行列 \mathcal{Q} は、

$$Q = \begin{pmatrix} A_0 & \Lambda_0 & & & \\ M_1 & A_1 & \Lambda_1 & & 0 \\ & M_2 & A_2 & \Lambda_2 & \\ & & \ddots & \ddots & \\ 0 & & M_{K-1} & A_{K-1} & \Lambda_{K-1} \\ & & & M_K & A_K \end{pmatrix} \quad (3.12)$$

で与えられる。ここで、 $N_{Cmin} \times N_{Cmin}$ 行列 M_k ($1 \leq k \leq K$)、 A_k ($0 \leq k \leq K$)、 Λ_k ($0 \leq k \leq K-1$) の (i, j) 要素 $m_k(i, j)$ 、 $a_k(i, j)$ 、 $\lambda_k(i, j)$ はそれぞれ以下のようにして求められる。

$$m_k(i, j) = \begin{cases} k\omega, & \text{if } i = j - 1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.13)$$

$$a_k(i, j) = \begin{cases} \mu_i, & \text{if } i = j + 1 \\ -k\omega - \mu_i - \lambda, & \text{if } i = j, i < N_{min} \\ -k\omega - \mu_i, & \text{if } i = j = N_{min} \\ \lambda, & \text{if } i = j - 1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.14)$$

$$\lambda_k(i, j) = \begin{cases} \lambda, & \text{if } i = j = N_{Cmin} \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.15)$$

以上より、平衡状態方程式は、

$$\mathcal{P}Q = 0 \quad (3.16)$$

となり、これを [48] に示される数値解析手法を用いて解くことによって、定常状態確率 $p_r(n)$ が求められる。

3.1.2.2 性能指標の導出

前節で示した解析手法により導出された定常状態確率 $p_r(n)$ より、以下に示す性能指標が得られる。まず、網のスループット S は、

$$S = B_L \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{Cmin}} \mu_j p_i(j) \text{ [bps]} \quad (3.17)$$

として導出できる。また、平均系内バースト数 N は、

$$N = \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{C_{min}}} (i+j)p_i(j) \quad [\text{bursts}] \quad (3.18)$$

さらに、平均系内バースト数 N より、平均バースト転送時間 T は、

$$T = N/\lambda \quad [\text{sec}] \quad (3.19)$$

により得られる。さらに、帯域予約に失敗し、バックオフを行なう確率 P_{boff} (バックオフ率と呼ぶ) は、

$$P_{boff} = \sum_{i=0}^{K-1} p_i(N_{C_{min}}) \quad (3.20)$$

で与えられる。

3.1.3 レートチェンジ方式の性能評価

本節においては、3.1.1.2節、および3.1.2.2節で導出した性能指標をもとに、レートチェンジ方式の性能評価を行なう。レートチェンジ方式は、送信側端末からの申告値である、最大要求帯域 C_{max} 、および最小許容帯域 C_{min} の組合せ (C_{min} , C_{max}) により表される。本節においては、回線容量 $C = 150$ Mbps に対して、(C_{max} , C_{min}) がそれぞれ、

1. (150 Mbps, 150 Mbps)

常に回線容量一杯の帯域を用いた転送を要求する場合。

2. (150 Mbps, 10 Mbps)

最大要求帯域は回線容量に等しいが、最小許容帯域が小さい場合。

3. (75 Mbps, 10 Mbps)

端末性能やアプリケーションにより、最大要求帯域が回線容量に比して小さい場合。

4. (150 Mbps, 50 Mbps)

ある程度大きい帯域割当を必要とする場合。この例においては、最小許容帯域を 50 Mbps とする。

の 4 つの方式を対象とし、それぞれのレートチェンジ方式の性能、特にバックオフ時間の与える影響について定量的に評価する。

以降では、特に断らないかぎり、回線容量 $C = 150 \text{ Mbps}$, 負荷 $\rho = 0.2, 0.4, 0.6, 0.8$, バックオフ時間 $\Omega = 0 \sim 1.0 \text{ sec}$, バースト長 $B_L = 10 \text{ KByte}$ として評価を行なう。ただし、バックオフ時間 $\Omega = 0 \text{ sec}$ は「待ちを許す場合」を意味するものとする。また、以降に示す図中には、待ちもバックオフも行なわない場合、すなわち帯域予約に失敗したバーストが棄却されるモデルについての評価結果をあわせて示す。以降ではこのようなモデルを「待ちを許さない場合」と表記する。

3.1.3.1 最大要求帯域 150 Mbps, 最小許容帯域 150 Mbps の場合

本節では、送信側端末からの申告値 (C_{max}, C_{min}) = (150 Mbps, 150 Mbps) の場合の評価を行なう。本レートチェンジ方式においては、送信側端末はバースト送出時に、回線容量に等しい帯域の割当を要求する。従って、低負荷時には高速なバースト転送が可能となるが、網の負荷が高くなると帯域割当に失敗する確率が高くなるため、特に平均バースト転送時間に対するバックオフ時間の影響が問題となる。

図 3.5から図 3.7に、バックオフ時間とスループット、および平均バースト転送時間との関係を示す。また、バックオフ率を示す図 3.7を除き、図中、直線は「待ちを許さない場合」の解析結果を、さらに、図の最左にある短線はバックオフ時間が 0、すなわち「待ちを許す場合」の解析結果を示す。それぞれの負荷は同じ線種を持つ「バックオフを行なう場合」の負荷に対応する。

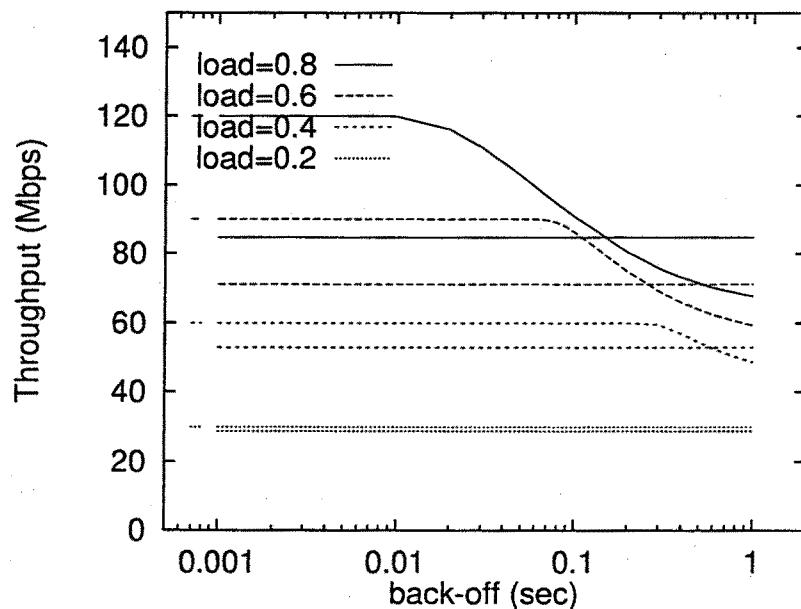


図 3.5: バックオフ時間とスループットの関係 ((150,150) の場合)

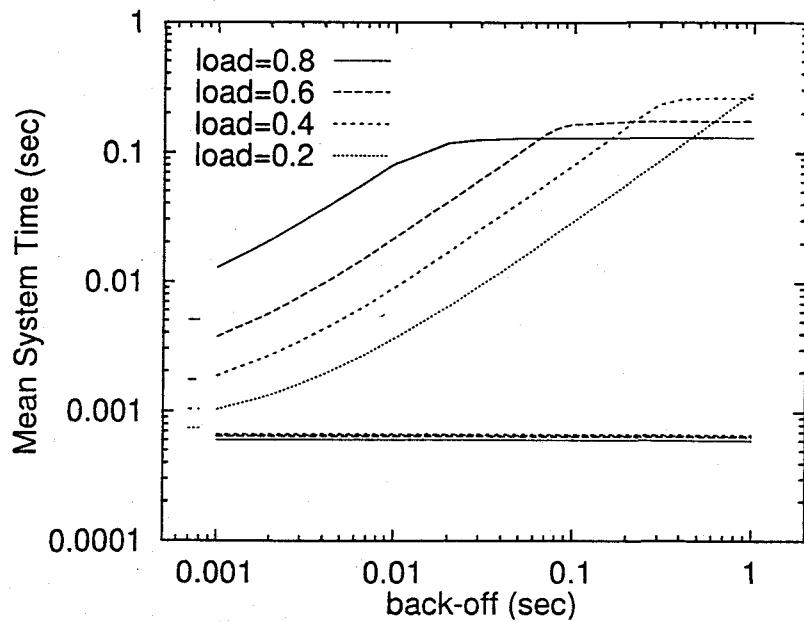


図 3.6: バックオフ時間と平均バースト転送時間の関係 ((150,150) の場合)

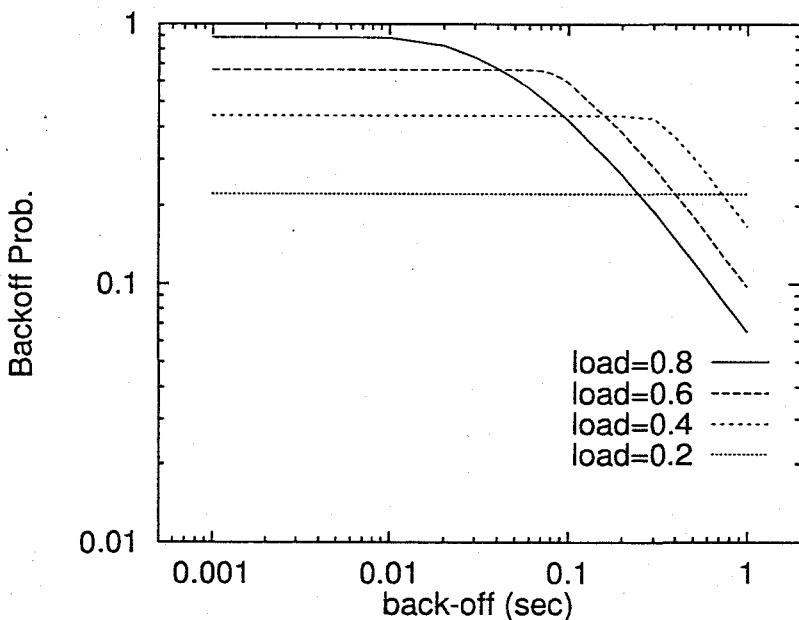


図 3.7: バックオフ時間とバックオフ率の関係 ((150,150) の場合)

以上の図より、 $(C_{max}, C_{min}) = (150 \text{ Mbps}, 150 \text{ Mbps})$ 、すなわちレートチェンジを行なわない方式においては、スループット、平均バースト転送時間とともに、バックオフ時間が小さいほど高い性能を示すことがわかった。また、あるバックオフ時間を境にスループットが低下し、平均バ

スト転送時間が一定になりはじめるが、スループットに関しては長時間のバックオフにより帯域に空きが生じること、平均バースト転送時間に関しては、例えば図 3.7に示されるように、バックオフ時間が大きくなるに従って、帯域の空きが生じやすくなるため、帯域予約に失敗し、バックオフ率が低下することが原因として考えられる。特に、負荷が高い場合にはバックオフ時間の影響を受けやすい。また、図 3.5において、負荷が 0.6、バックオフ時間が 0.1 sec の部分に表れてい るように、バックオフ時間によっては直線で示された待ちを許さない場合との性能の逆転が生じることが分かる。

3.1.3.2 最大要求帯域 150 Mbps、最小許容帯域 10 Mbps の場合

本節では、最大要求帯域 $C_{max} = 150$ Mbps、最小許容帯域 $C_{min} = 10$ Mbps の場合の性能評価を行なう。このように C_{max} と C_{min} の違いが大きい場合には、低負荷時には C_{max} に近い帯域を割り当てるこことによって、高速なバースト転送が行なえ、高負荷時には、割り当てる帯域を C_{min} まで減少させることにより、同時に多数のバースト転送が可能となる。図 3.8から図 3.10に、バックオフ時間とスループット、および平均バースト転送時間との関係を示す。

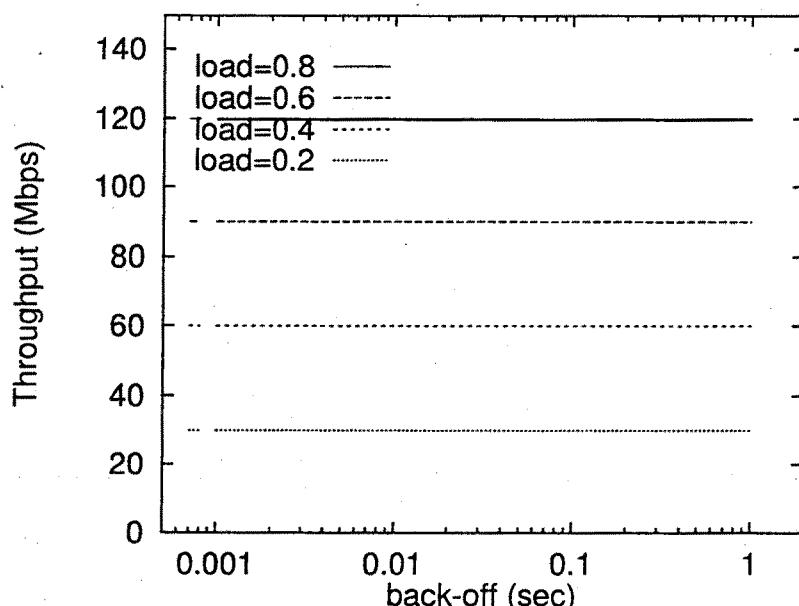


図 3.8: バックオフ時間とスループットの関係 ((150,10) の場合)

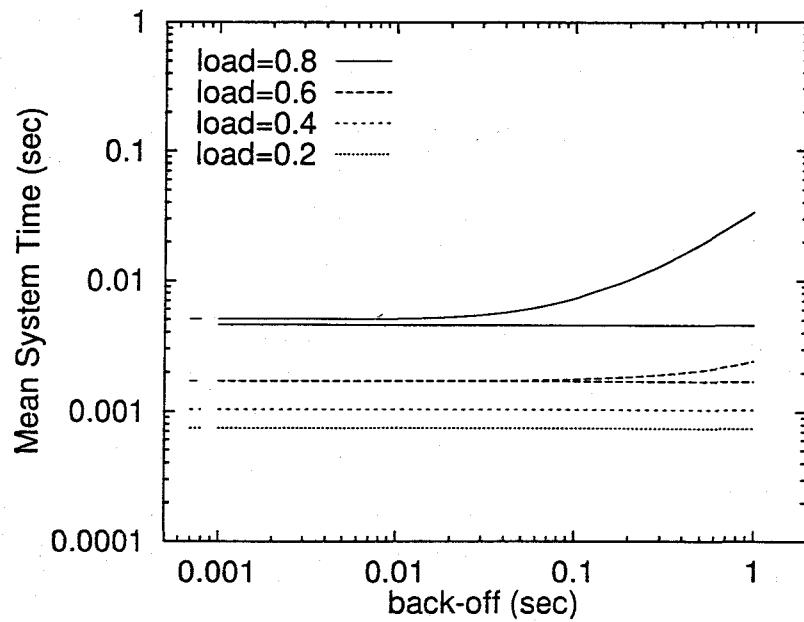


図 3.9: バックオフ時間と平均バースト転送時間の関係 ((150,10) の場合)

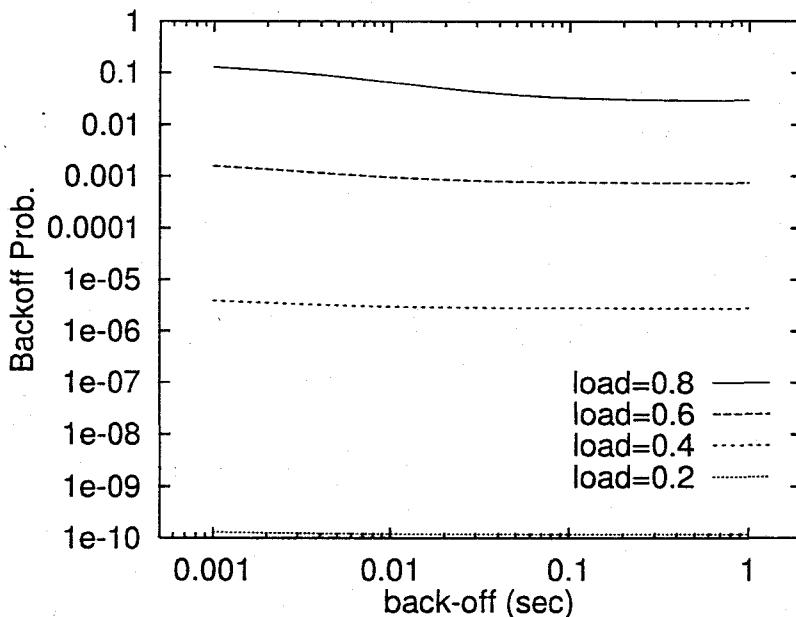


図 3.10: バックオフ時間とバックオフ率の関係 ((150,10) の場合)

以上の図に示されたとおり、本レートチェンジ方式においては、特にスループット対してバックオフ時間の変化による影響はほとんど見られない。これは、最小帯域 C_{min} を小さくすることにより帯域を同時に複数のバーストで分け合うといった、柔軟な帯域割当が可能となり、バック

オフ率が低くなるためである。また、負荷が 0.8 の場合にはその差は小さいが、直線で示された待ちを許さない場合のように、バックオフを行なわず、レートチェンジのみを行なったとしても、バックオフとレートチェンジの両方を用いた場合とほぼ同程度の性能が得られることがわかる。

3.1.3.3 最大要求帯域 75 Mbps, 最小許容帯域 10 Mbps の場合

本節では、送信側端末のバースト送出レートに制限がある場合、あるいはアプリケーションにより最大要求帯域が回線容量に比して、小さい場合の性能評価を行なう。ここでは、送信側端末の申告値として $(C_{max}, C_{min}) = (75 \text{ Mbps}, 10 \text{ Mbps})$ のレートチェンジ方式を対象として評価を行なう。図 3.11から図 3.13に、バックオフ時間とスループット、および平均バースト転送時間との関係を示す。これらの図に示すとおり、(150, 10) の場合と同様に最小許容帯域が小さいため、バックオフ率が低く、本レートチェンジ方式においてもバックオフ時間の変化による性能の劣化はほとんど見られない。

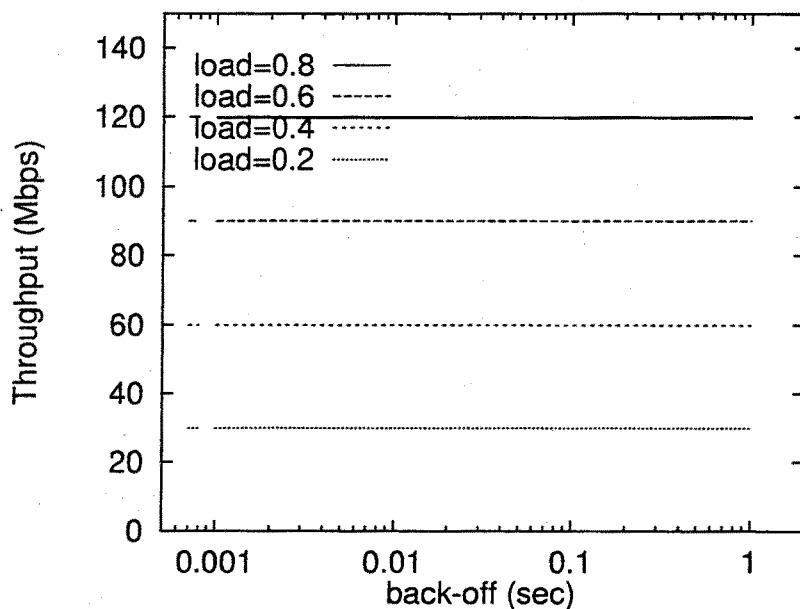


図 3.11: バックオフ時間とスループットの関係 ((75,10) の場合)

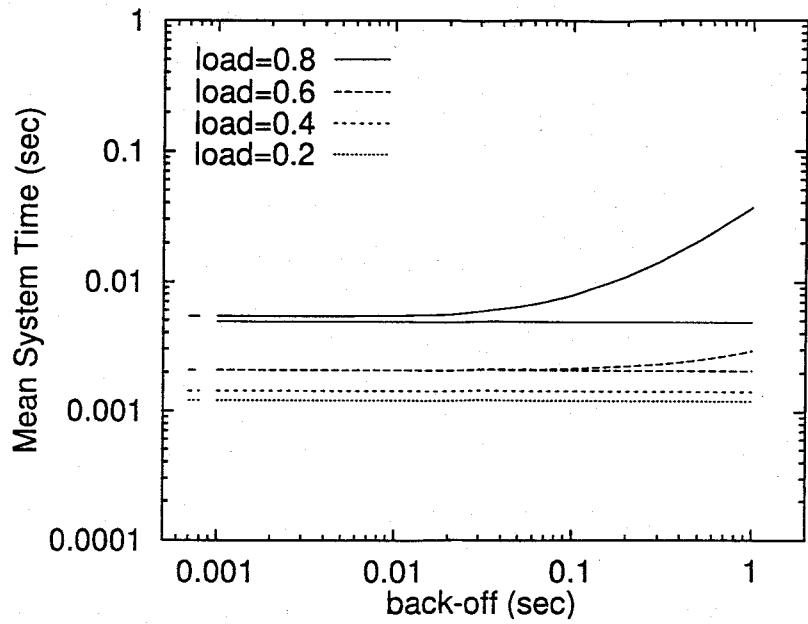


図 3.12: バックオフ時間と平均バースト転送時間の関係 ((75,10) の場合)

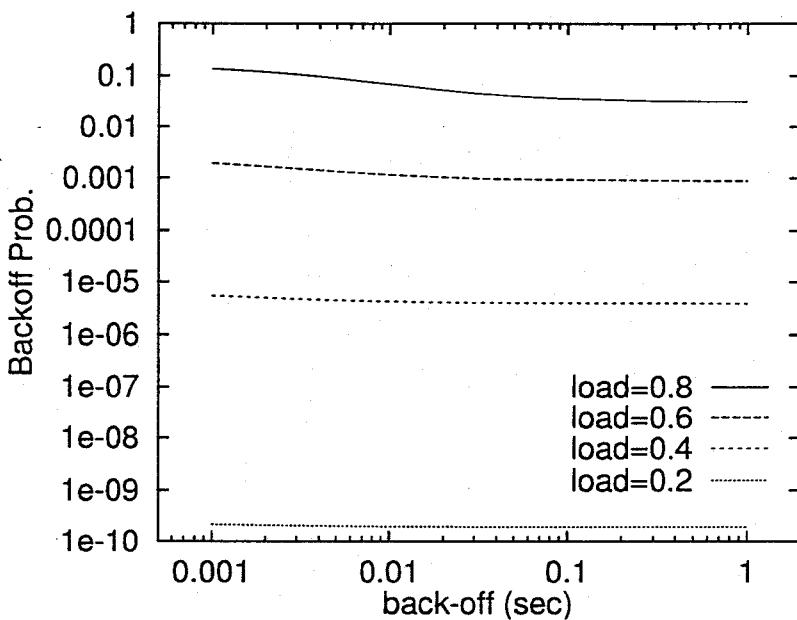


図 3.13: バックオフ時間とバックオフ率の関係 ((75,10) の場合)

3.1.3.4 最大要求帯域 150 Mbps, 最小許容帯域 50 Mbps の場合

本節では、常にある容量の帯域の割当を必要とする場合を対象として評価を行なう。ここでは、送信側端末の申告値として、 $(C_{max}, C_{min}) = (150 \text{ Mbps}, 50 \text{ Mbps})$ のレートチェンジ方式を対

象として評価を行なう。図 3.14から図 3.16に、バックオフ時間とスループット、および平均ペースト転送時間との関係を示す。これらの図に示すとおり、本方式においては 50 Mbps までしか割当帯域を減少することができず、同時に最大 3 つのペーストしか転送できないため、高負荷時にはバックオフを行なう確率が高くなる。従って、負荷がそれほど高くない場合にはバックオフによる性能の低下はあまり見られないが、高負荷になると、バックオフ時間が大きい場合、かなり性能が低下することが分る。また、(150,150) の場合と同様に、あるバックオフ時間を境にスループットの低下、およびペースト転送時間がある値に収束することが示されている。また、バックオフ時間を適切に設定することにより、待ちを許さない場合よりも高い性能が得られる。

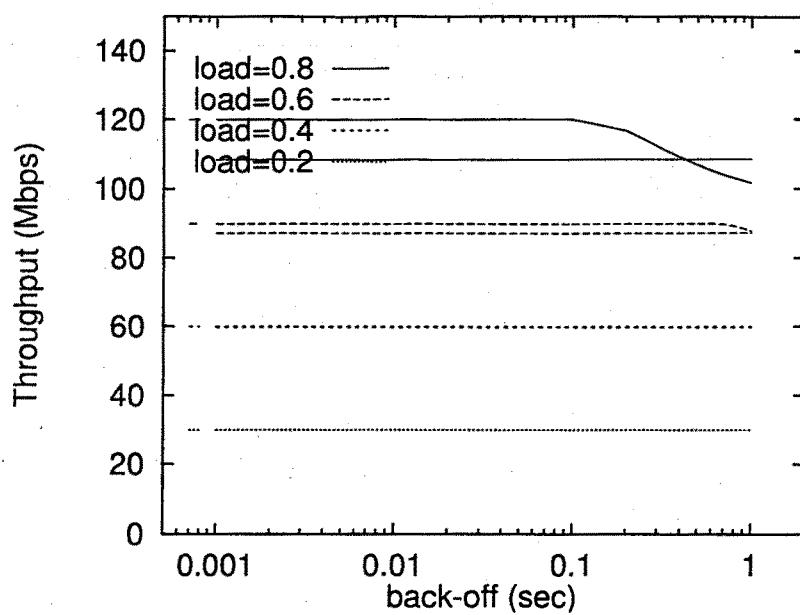


図 3.14: バックオフ時間とスループットの関係 ((150,50) の場合)

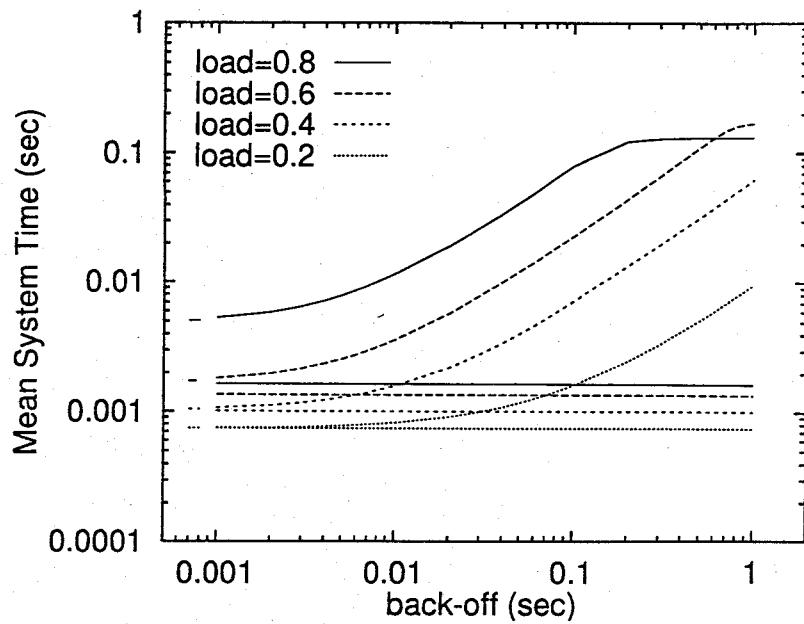


図 3.15: バックオフ時間と平均バースト転送時間の関係 ((150,50) の場合)

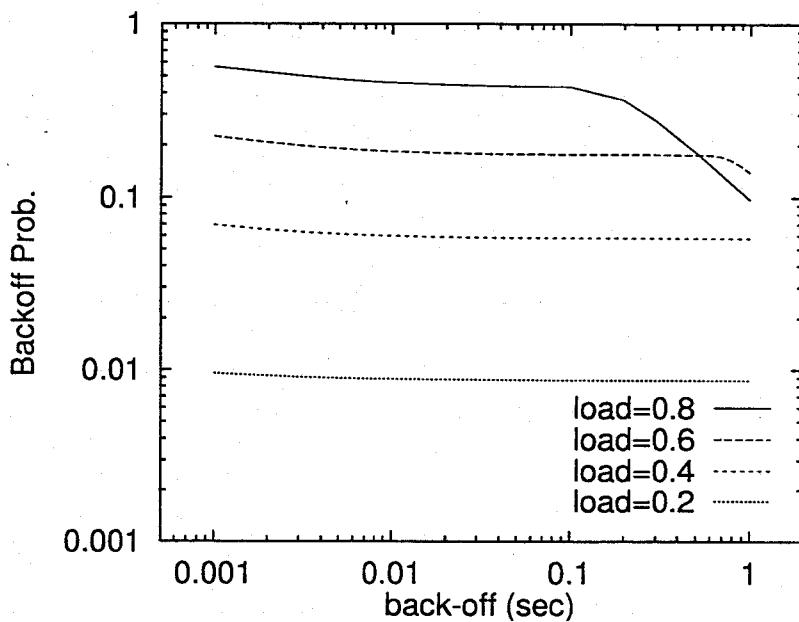


図 3.16: バックオフ時間とバックオフ率の関係 ((150,50) の場合)

3.1.4 レート チェンジ方式の比較評価

3.1.3節で示した図より、どの方式においても、バックオフ時間が小さいほどスループット、平均バースト転送時間ともに性能がよくなることがわかった。また、特に、 $(C_{max}, C_{min}) = (150, 150)$,

および(150, 50) の方式の場合は、バックオフ時間がある値を越えるとスループットは低下しはじめるが、逆に平均バースト転送時間は一定値をとりはじめることが示されている。また、(150, 10), (75, 10) の方式では最小許容帯域が小さいため、バックオフが発生しなくなり、バックオフ時間の影響を受けずにする。さらに、(150, 10) および(75, 10) では差は小さいが、(150, 150), (150, 50) では、レートチェンジのみを行なうよりも、レートチェンジとバックオフを組み合わせた方が、バックオフ時間の設定によっては高いスループットを得られる。

そこで、本節では、上記 3.1.3 節で評価の対象とした 4 方式の性能の比較評価を行なう。以降では、特に断らないかぎり、負荷 $\rho = 0.6$ 、バースト長 $B_L = 10 \text{ KByte}$ とする。まず、バックオフ時間が性能に与える影響について、最大スループット、平均バースト転送時間、およびバックオフ率を性能指標に用いて比較を行なう。結果を図 3.17 から図 3.19 に示す。これらの図より、最小許容帯域が大きく、バックオフの起きやすい (150, 150), (150, 50) の方式は、バックオフ時間の影響を受けやすく、性能が劣化しやすいことがわかった。しかしながら、特にバックオフ時間の小さい場合には 150 Mbps での高速転送が可能なため、最大要求帯域の小さい、方式 (75, 10) より平均バースト転送時間が小さくなることが示された。

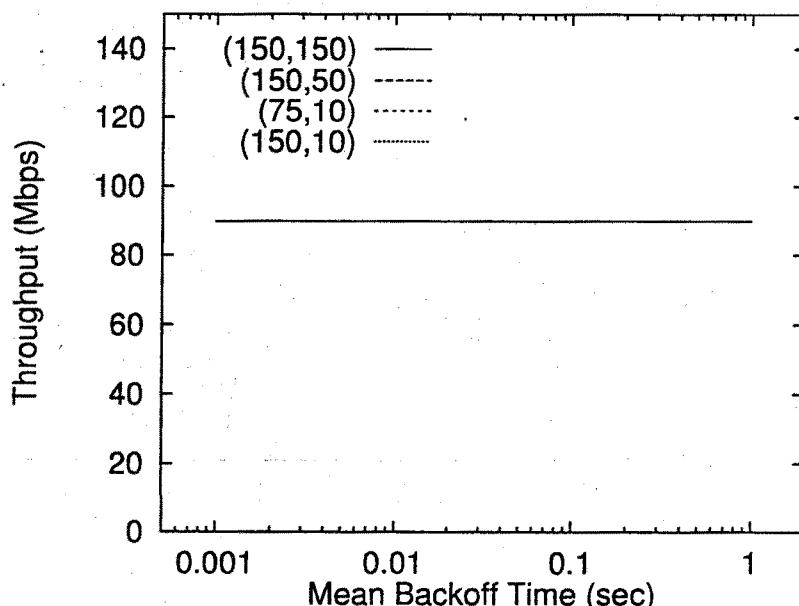


図 3.17: 4 方式の比較: バックオフ時間がスループットに与える影響

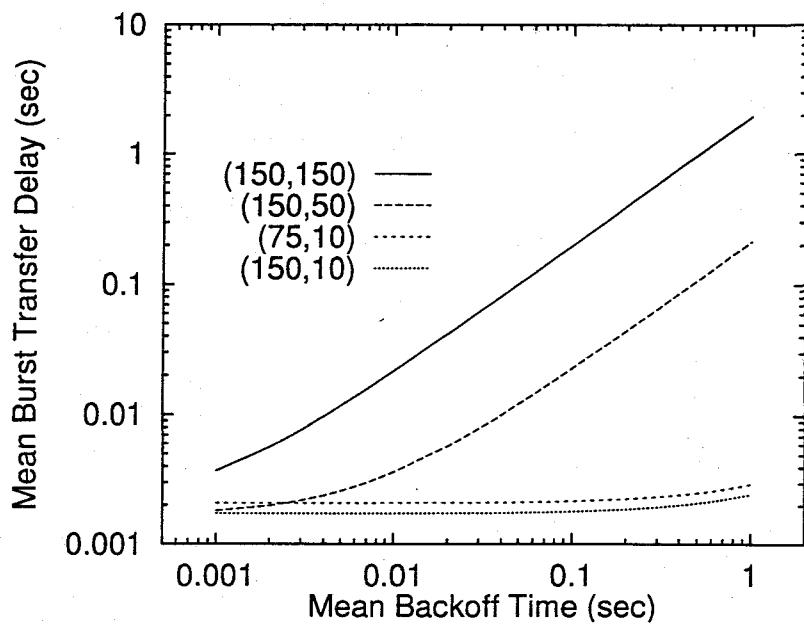


図 3.18: 4 方式の比較: バックオフ時間が平均バースト転送時間に与える影響

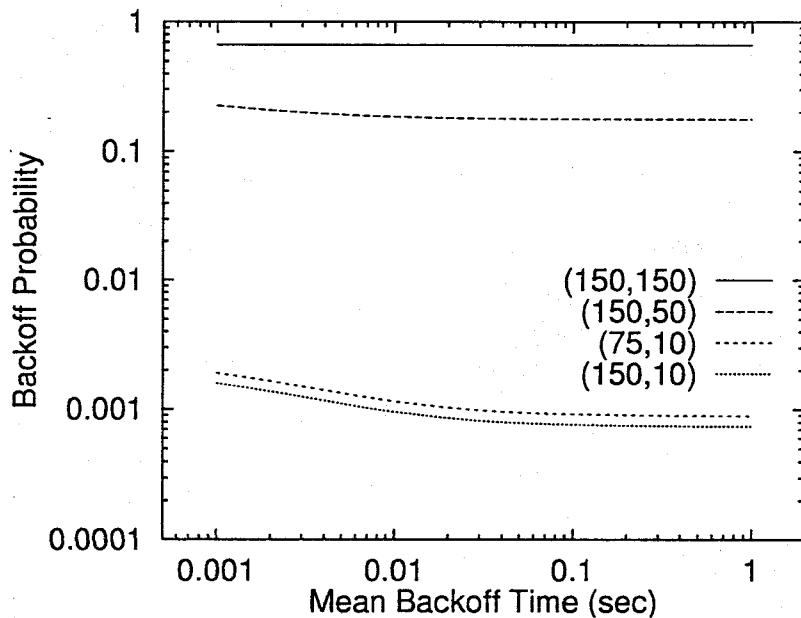


図 3.19: 4 方式の比較: バックオフ時間がバックオフ率に与える影響

次に、バースト長が性能に与える影響について比較評価を行なう。ここでは、バースト長 $B_L = 1$ Byte~1000 Byte, バックオフ時間 $\Omega = 0.01$ sec とした。その結果を図 3.20, および図 3.21に示す。これらの図より、スループットに関しては方式による差はほとんど見られない。しかし、負

荷が 0.6 と比較的高い場合、(150,150), (150,50) の方式はバックオフ率が高いため、バックオフ時間の影響を受ける（図 3.19）。従って、バースト長が短い場合には、他の 2 方式と比較して平均バースト転送時間が大きくなる。しかしながら、バースト長が長くなると最小許容帯域がそれぞれ 150 Mbps, 50 Mbps と大きいため、他の 2 方式よりも高速な転送が行なわれ、性能の逆転が見られる。

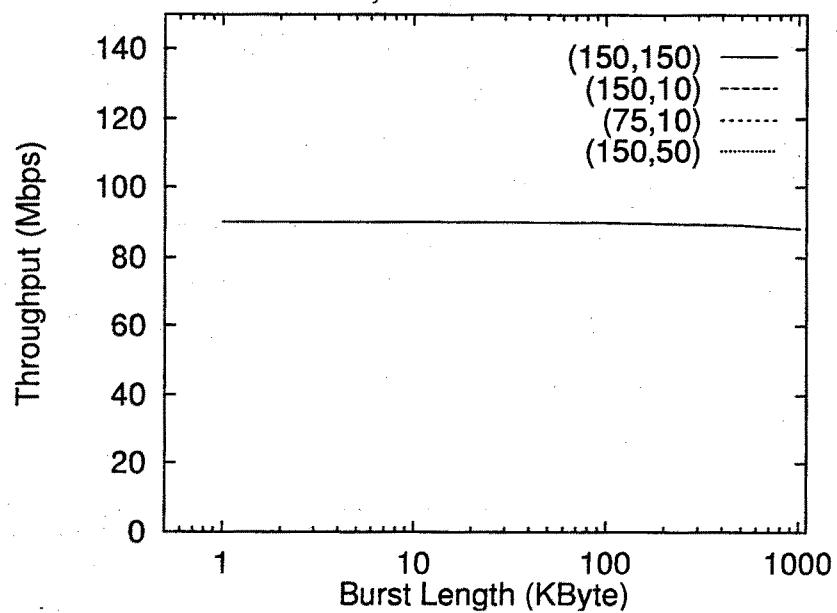


図 3.20: 4 方式の比較: バースト長がスループットに与える影響

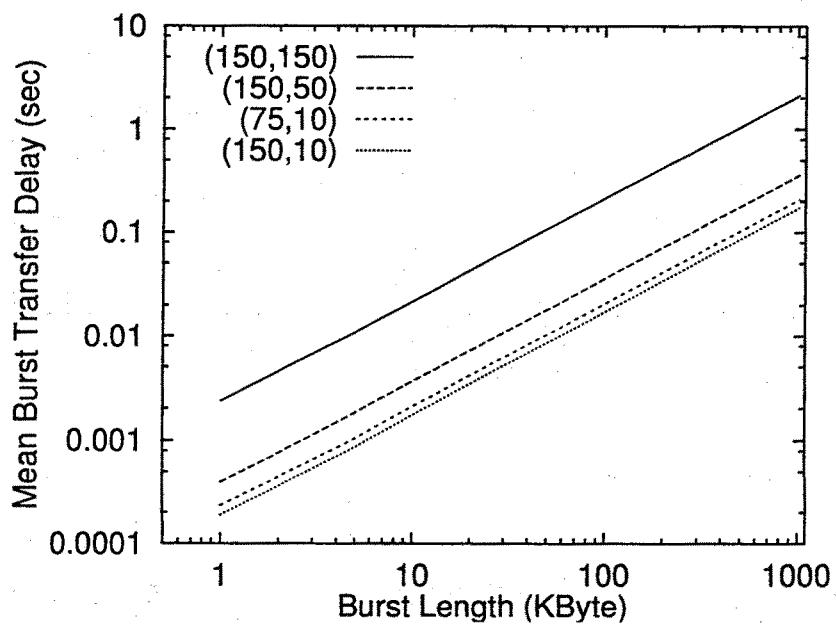


図 3.21: 4 方式の比較: バースト長が平均バースト転送時間に与える影響

最後に、負荷が性能に与える影響について比較を行なう。ここでは、負荷 $\rho = 0.0 \sim 1.4$ 、バックオフ時間 $\Omega = 0.0015 \text{ sec}, 0.1 \text{ sec}$ として評価を行なう。図 3.22、および図 3.23 に解析結果を示す。これらの図より、バックオフ時間が小さい場合には、負荷による性能の差はほとんど見られないが、バックオフ時間が大きくなると、方式 (150,150) および (150,50) は最小許容帯域が大きくバックオフ率が高いため、スループットは他の 2 方式に比べて低くなることが分る。

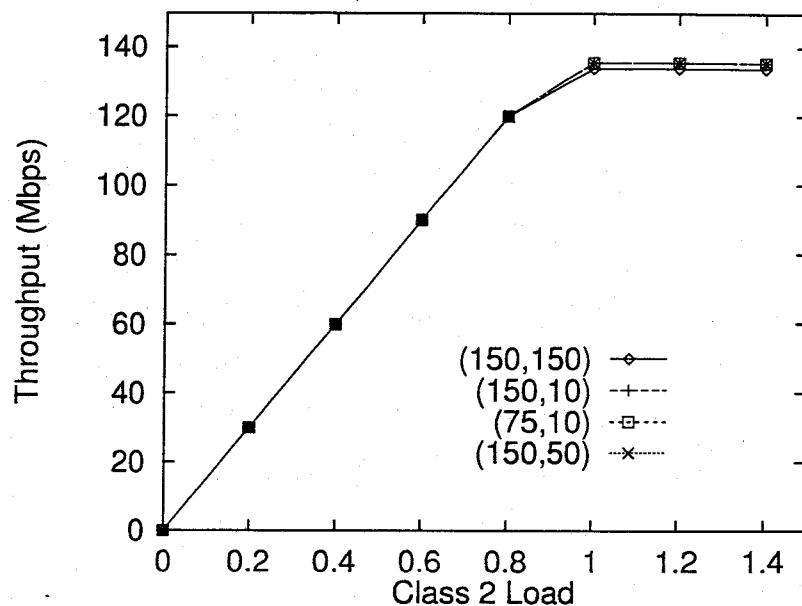


図 3.22: 4 方式の比較: 負荷がスループットに与える影響 (バックオフ時間 1.5 msec)

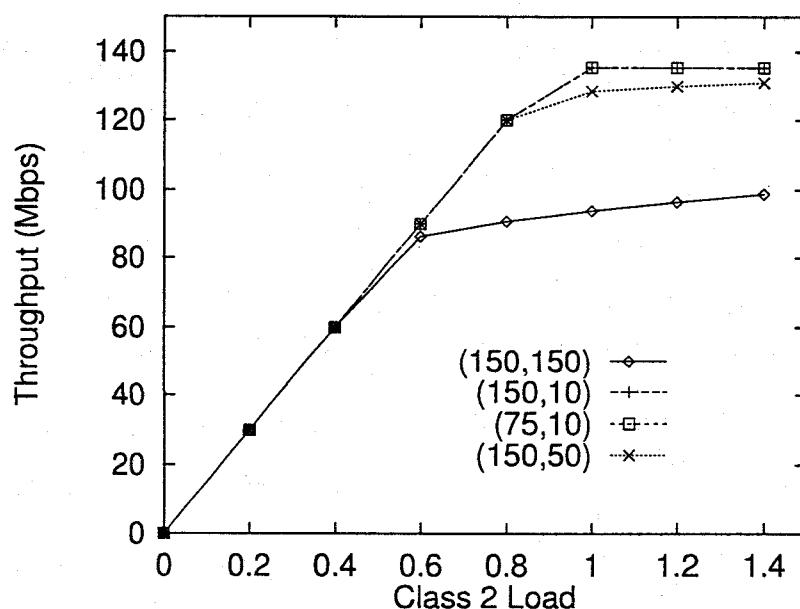


図 3.23: 4 方式の比較: 負荷がスループットに与える影響 (バックオフ時間 100 msec)

以上より、FRP サービスクラスの、トラヒック制御方式として、方式 (150,10) のように、低負荷時には帯域を大きく使い、高負荷時には多くのバースト間で帯域を共有できるレートチェンジ方式を用いれば良い性能が得られることが分った。特に、高速なバースト転送を実現するためには、(150,150) の様に常にただ 1 つのバーストが回線を占有するレートチェンジ方式を用いるより、最小許容帯域を小さく設定した方式 (150,10) を用いた方が短い時間でバースト転送が行なえることが示された。また、制御方式として、待ちを許す、バックオフを行なう、待ちを許さない、の順で高い性能が得られることが示された。従って、本トラヒック制御方式を用いる際には、帯域の空きを ATM 交換機から通知することにより、送信側端末が空きを即座に知ることが可能な、待ちを許す機構をいかに実現するかが鍵となる。

3.2 トラヒックの FRP サービスクラスに対する適応性

FRP サービスクラスは本来、ファイル転送、静止画像転送のように、比較的バースト長の長いトラヒックを対象として考えられており、これまでの解析においても、そのバースト長を 1 KByte から 1 MByte までの範囲の評価を行なった。しかしながら、トラヒック制御の実現を考えると、必ずしも全てのサービスクラスが必要であるとは限らず、サービスクラスを減らし、トラヒック制御を簡単化する場合の利点も見逃せない。ここでは、本来、ABR サービスクラス、あるいは CBR サービスクラス でサービスの対象とされているトラヒックを、FRP サービスクラスのみで転送を行なった場合の性能について評価する。ただし、これまでの解析結果を踏まえ、本節で用いるレートチェンジ方式として方式 (150,10) を用いることとし、平均バックオフ時間 $\Omega = 1 \text{ msec}$ とする。以下、3.2.1節ではバースト長の短いトラヒック（以下、ショートバーストと呼ぶ）、3.2.2 節ではストリームメディアを扱う。

3.2.1 ショートバーストを FRP サービスクラスで転送する場合

まず、ショートバーストを FRP サービスクラスで転送する場合の評価を行なう。特に、この場合、ショートバースト、ロングバースト混在下における、それぞれの性能が問題になると考えられる。そこで、以下のような解析をまず行なう。

3.2.1.1 解析モデル

異なる長さを持つバーストを、FRP サービスクラスを用いて転送した場合の性能について評価する。解析モデルを図 3.24 に示す。図中、 ω はバックオフのサービス率を示し、 $\omega = 1/\Omega$ で与えられる。また、 λ_{SB} , λ_{LB} はそれぞれショートバースト、ロングバーストの到着率を示す。また、 $\mu_{SB}(n_{SB}, n_{LB})$, $\mu_{LB}(n_{SB}, n_{LB})$ は、転送中のショートバースト、ロングバーストの数がそれぞれ n_{SB} , n_{LB} である時のサービス率を示し、ショートバーストの平均バースト長を L_{SB} bits, ロングバーストの平均バースト長を L_{LB} bits とすると、

$$\mu_{SB}(n) = \begin{cases} n_{SB} \frac{C_{max}}{53 \times 8 \lceil \frac{L_{SB}}{48 \times 8} \rceil}, & 0 \leq n_{LB} + n_{SB} \leq N_{Cmax} \\ n_{SB} \frac{C}{n_{SB} + n_{LB}} \frac{1}{53 \times 8 \lceil \frac{L_{SB}}{48 \times 8} \rceil}, & N_{Cmax} \leq n_{SB} + n_{LB} \leq N_{Cmin} \end{cases} \quad (3.21)$$

$$\mu_{LB}(n_{SB}, n_{LB}) = \begin{cases} n_{LB} \frac{C_{max}}{53 \times 8 \lceil \frac{L_{LB}}{48 \times 8} \rceil}, & 0 \leq n_{SB} + n_{LB} \leq N_{Cmax} \\ n_{LB} \frac{C}{n_{SB} + n_{LB}} \frac{1}{53 \times 8 \lceil \frac{L_{LB}}{48 \times 8} \rceil}, & N_{Cmax} \leq n_{LB} + n_{SB} \leq N_{Cmin} \end{cases} \quad (3.22)$$

また、バックオフ中のバーストは、ポアソン過程での到着、および指数分布のバックオフ時間の仮定より、それぞれ、確率 $\frac{\lambda_{SB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}$, $\frac{\lambda_{LB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}$ でショートバースト、ロングバーストであるものとして解析を行なう。

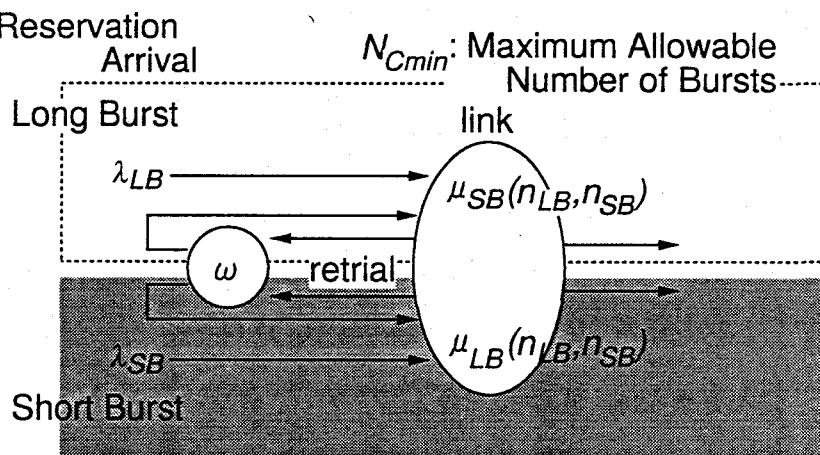


図 3.24: ショートバーストとロングバーストを転送する場合の解析モデル

転送中のショートバースト数が n_{SB} , ロングバースト数が n_{LB} , バックオフ中のバースト数が r である状態 (n_{SB}, n_{LB}, r) の定常状態確率を $p_r(n_{SB}, n_{LB})$ と表すものとする。また、解析の記述を容易にするため、系内バースト数が n である状態の集合 $\pi_n = \{(n_{SB}, n_{LB}) | n_{SB} + n_{LB} = n\}$

を導入する。ただし、この集合の要素の列挙順序は辞書昇順 (ascendant lexical order) とする。すなわち、例えば、

$$\pi_2 = \{(0, 2), (1, 1), (2, 0)\} \quad (3.23)$$

従って、バックオフ中バースト数が r である時、状態 π_n の定常状態確率をベクトル表現したもの を $\mathbf{p}_r(n)$ とすると、

$$\mathbf{p}_r(2) = (p_r(0, 2), p_r(1, 1), p_r(0, 2)) \quad (3.24)$$

また、バックオフ中のバースト数が r である定常状態確率をベクトル表現したものを $\mathbf{P}(r)$ とする。すなわち、

$$\mathbf{P}(r) = (\mathbf{p}_r(0), \dots, \mathbf{p}_r(N_{Cmin})) \quad (3.25)$$

さらに、定常状態確率を表す行ベクトル \mathcal{P} を、

$$\mathcal{P} = (\mathbf{P}(0), \mathbf{P}(1), \mathbf{P}(2), \dots, \mathbf{P}(K)) \quad (3.26)$$

と表す。

また、状態遷移確率行列 \mathcal{Q} は、

$$\mathcal{Q} = \begin{pmatrix} \bar{A}_0 & \bar{\Lambda}_0 & & \\ M_1 & \bar{A}_1 & \bar{\Lambda}_1 & 0 \\ & M_2 & \bar{A}_2 & \bar{\Lambda}_2 \\ & \ddots & \ddots & \ddots \\ 0 & M_{K-1} & \bar{A}_{K-1} & \bar{\Lambda}_{K-1} \\ & M_K & \bar{A}_K & \end{pmatrix} \quad (3.27)$$

ただし、 $\sum_{h=0}^{N_{Cmin}} h$ 次の行列 M_k の (i, j) 要素 $m_k(i, j)$ は、

$$m_k(i, j) = \begin{cases} \lambda_{SB} + \lambda_{LB}, & \text{if } i = j \geq \sum_{h=0}^{N_{Cmin}} h \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.28)$$

で与えられる。さらに、部分行列 $\bar{A}_k, \bar{\Lambda}_k$ はそれぞれ、

$$\bar{A}_k = \begin{pmatrix} A_{k,0}^2 & A_{k,0}^3 & & 0 \\ A_{k,1}^1 & A_{k,1}^2 & A_{k,1}^3 & \\ \ddots & \ddots & \ddots & \\ 0 & A_{k,N_{Cmin}-1}^1 & A_{k,N_{Cmin}-1}^2 & A_{k,N_{Cmin}-1}^3 \end{pmatrix} \quad (3.29)$$

$$\bar{\Lambda}_k = \begin{pmatrix} 0 & \Lambda_{k,0} & & 0 \\ & 0 & \Lambda_{k,1} & \\ & & 0 & \ddots \\ & & 0 & \Lambda_{k,N_{Cmin}-1} \\ 0 & & & 0 \end{pmatrix} \quad (3.30)$$

で与えられる。ただし、 $(l+1) \times l$ 行列 $A_{k,l}^1$ の (i, j) 要素 $a_{k,l}^1(i, j)$ は、

$$a_{k,l}^1(i, j) = \begin{cases} \mu_{LB}(i, l-i), & \text{if } i = j \\ \mu_{SB}(i, l-i), & \text{if } i = j+1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.31)$$

$N_{Cmin}(l)$ 次の行列 $A_{k,l}^2$ の (i, j) 要素 $a_{k,l}^2(i, j)$ は、

$$a_{k,l}^2(i, j) = \begin{cases} -\lambda_{LB} - \lambda_{SB} - \mu_{LB}(i, l-i) - \mu_{SB}(i, l-i) - k\omega, & \text{if } i = j, 0 < k < K \\ -\mu_{LB}(i, l-i) - \mu_{SB}(i, l-i) - k\omega, & \text{if } i = j, k = K \\ -\lambda_{LB} - \lambda_{SB} - \mu_{LB}(i, l-i) - \mu_{SB}(i, l-i), & \text{if } i = j, k = 0 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.32)$$

$l \times (l+1)$ 行列 $A_{k,l}^3$ の (i, j) 要素 $a_{k,l}^3(i, j)$ は、

$$a_{k,l}^3(i, j) = \begin{cases} \lambda_{LB}, & \text{if } i = j \\ \lambda_{SB}, & \text{if } i = j-1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.33)$$

でそれぞれ与えられる。また、 $(l+1) \times (l+2)$ 行列 $\Lambda_{k,l}$ の (i, j) 要素 $\lambda_{k,l}(i, j)$ は、

$$\lambda_{k,l}(i, j) = \begin{cases} k\omega \frac{\lambda_{SB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}, & \text{if } i = j, l = N_{Cmin} - 1 \\ k\omega \frac{\lambda_{LB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}, & \text{if } i = j-1, l = N_{Cmin} - 1 \end{cases} \quad (3.34)$$

で与えられる。以上より、平衡状態方程式は、

$$\mathcal{P}\mathcal{Q} = 0 \quad (3.35)$$

となり、これを解くことにより、定常状態確率 $p_r(n_{SB}, n_{LB})$ が求められる。

3.2.1.2 性能指標の導出

前節で示した解析手法により導出した定常状態確率 $p_r(n_{SB}, n_{LB})$ より、以下に示す性能指標が得られる。まず、ショートバースト、ロングバーストそれぞれのスループット S_{SB}, S_{LB} は、

$$S_{SB} = L_{SB} \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{C_{min}}} \sum_{k=0}^{N_{C_{min}}-j} \mu_{SB}(j, k) p_i(j, k) \quad [bps] \quad (3.36)$$

$$S_{LB} = L_{LB} \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{Cmin}} \sum_{k=0}^{N_{Cmin}-j} \mu_{LB}(j, k) p_i(j, k) \quad [bps] \quad (3.37)$$

で与えられる。従って、網全体のスループット S は、

$$S = S_{SB} + S_{LB} \quad [bps] \quad (3.38)$$

また、平均系内バースト数 N_{SB} , N_{LB} はそれぞれ、

$$N_{SB} = \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{Cmin}} \sum_{k=0}^{N_{Cmin}-j} (j + i \frac{\lambda_{SB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}) p_i(j, k) \quad (3.39)$$

$$N_{LB} = \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^{N_{C\min}} \sum_{k=0}^{N_{C\min}-j} (k + i \frac{\lambda_{SB}}{\lambda_{LB} + \lambda_{SB}}) p_i(j, k) \quad (3.40)$$

で求められる。さらに、平均系内バースト数 N_{SB}, N_{LB} より、平均バースト転送時間 T_{SB}, T_{LB} が導出される。

$$T_{SB} = N_{SB}/\lambda_{SB} \quad [\text{sec}] \quad (3.41)$$

$$T_{LB} = N_{LB}/\lambda_{LB} \quad [\text{sec}] \quad (3.42)$$

次節では、以上に導出した性能指標をもとに、ショートバーストとロングバーストを同時にFRPサービスクラスを用いて転送した場合の性能評価を行なう。

3.2.1.3 性能評価

本節では、平均バースト長が 100 Byte のショートバーストと 10 KByte のロングバーストを、FRP サービスクラスを用いて転送した場合の性能について評価する。ここでは、レートチェンジ方式として方式 (150 Mbps, 10 Mbps) を用い、バックオフ時間 $\Omega = 1.5 \text{ msec}$ とする。ロングバーストの到着率に対する、ショートバーストの到着率比 $\lambda_{SB} : \lambda_{LB}$ を、0.1:1, 1:1, 10:1, 100:1 として解析を行なった。ただし、ロングバーストの負荷を 0.3 と固定する。この時、ショートバースト

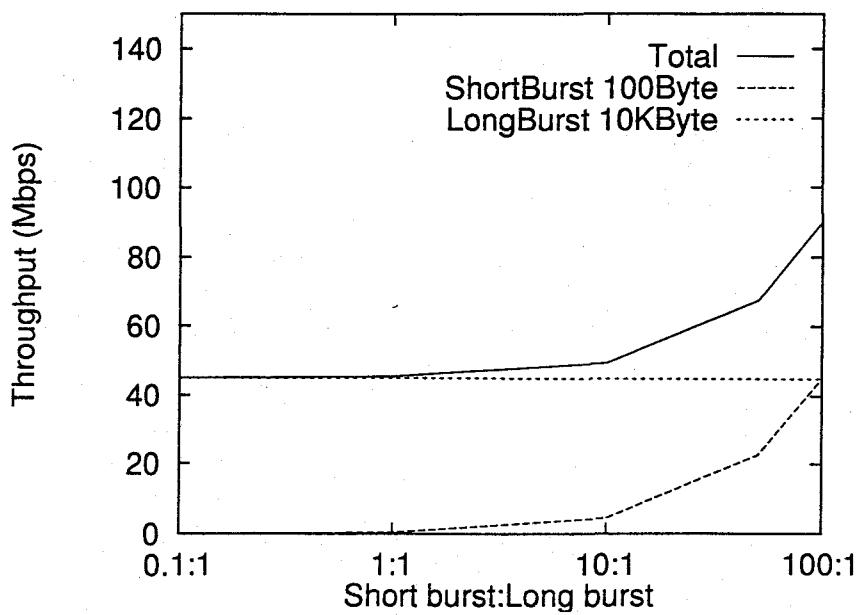


図 3.25: 負荷比によるスループットの変化

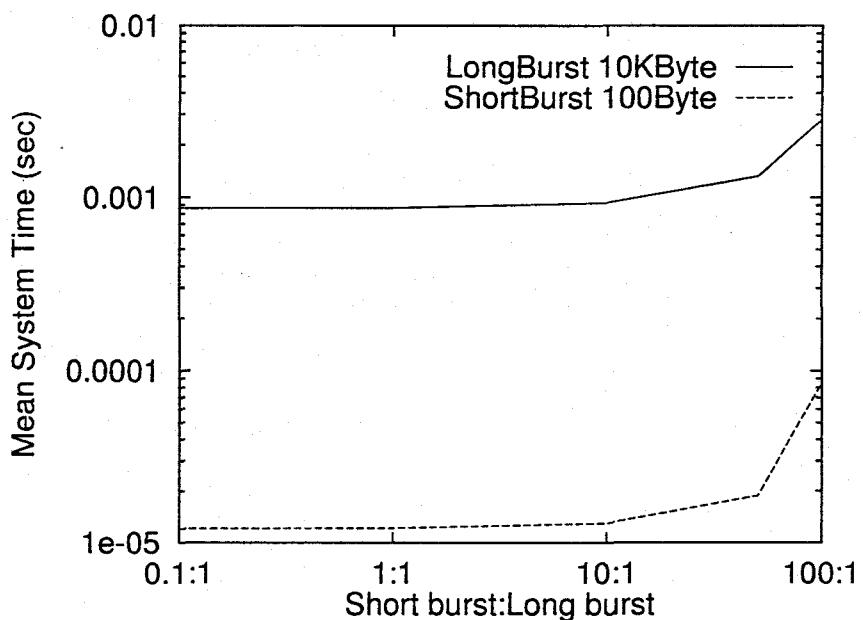


図 3.26: 負荷比による平均バースト転送時間の変化

トの負荷は、それぞれ 0.0003, 0.003, 0.03, および 0.3 となる。解析結果を図 3.25および図 3.26 に示す。

図より、到着率の比が 10:1 程度までは、性能の変化はほとんど見られない。しかしながら、到着率比が 100:1 程度になると、ショートバーストの平均バースト転送時間は急激に悪化する。しか

しながら、帯域予約を行なわない ABR サービスクラスは、帯域予約を行なう FRP サービスクラスと比較して交換機における優先度が低く [49]、両サービスクラスが混在する網においては ABR サービスクラスの遅延は非常に大きくなるものと考えられる。このような場合には、ABR サービスクラスのトラヒックの優先度を上げる等の制御を行なう必要があり、また、サービスクラス数を減らし、網制御を簡単化する効果を考慮すると、FRP サービスクラスを用いて転送を行なう方が良いと言える。ただし、図にも示されているとおり、転送時間を低く抑えるためには、FRP サービスクラスでショートバーストも転送する場合、ショートバーストとロングバーストの負荷比の予測が重要である。

3.2.2 ストリームメディアを FRP サービスクラスで転送する場合

本節では、CBR サービスクラスが対象にすると考えられているトラヒックのモデルとして、ピークレート 30 Mbps, 10 Mbps, 平均呼接続時間 10 sec の呼がポアソン過程にしたがって発生するものとし、このようなトラヒックを FRP サービスクラスを用いて転送した場合の性能について評価する。この時、申告値は、 $(C_{max}, C_{min}) = (30 \text{ Mbps}, 30 \text{ Mbps})$ あるいは $(10 \text{ Mbps}, 10 \text{ Mbps})$ となる。3.1.2節で示した解析手法に基づいた解析結果を図 3.27 に示す。ただし、帯域予約失敗時のバックオフ時間を 15 msec とする。

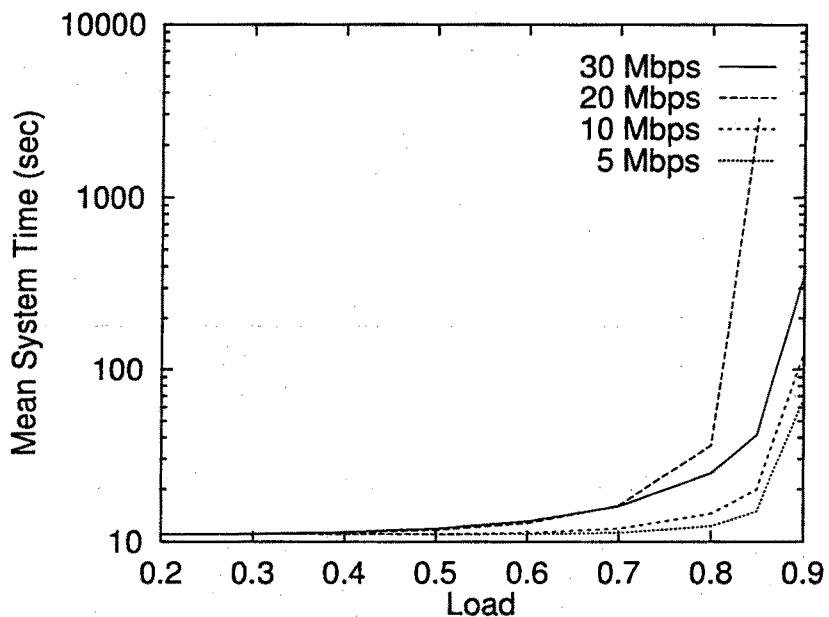


図 3.27: ストリームメディアを FRP サービスクラスで転送した場合の平均転送時間

図より、平均転送時間がかなり増大することが分かる。このように、本サービスクラスを用いてデータを転送した場合には呼損は発生しないが、帯域予約失敗時のバックオフにより、平均転送時間が増大する。従って、CBR サービスクラスが対象としているような、常にある一定の帯域の割当を必要とし、呼接続遅延に厳しいストリーム型メディアを、本サービスクラスを用いて転送することは不適当であると考えられる。ただし、FRP サービスクラスのトラヒック制御方式の変形として、帯域予約に失敗した場合には、バックオフも待ちも行なわない制御を行なう方式が考えられる。これは、1.1.1節で述べたように、CBR サービスクラスにおいて必要な経路設定が不要になり、呼接続遅延を小さくできる。そのためには、トラヒッククラスごとにスケジューリング方式を変更する帯域予約プロトコルを実現できれば良い。その場合、CBR サービスクラスがサービス対象とするトラヒックも FRP サービスクラスでサービスが可能となり、サービスクラスを減らすことによるトラヒック制御の簡単化が行なえる。3.3章では、FRP、CBR サービスクラス混在型モデルの評価を行なうが、そこでは解析の簡単化のため、呼接続遅延は 0 としている。従って、3.3章に示す評価の結果は、上に述べたトラヒッククラスごとにスケジューリングを変更する FRP に対しても適用できる。

3.3 複数サービスクラス混在時の性能評価

これまで、FRP サービスクラスおよび CBR サービスクラスのトラヒック制御方式単独の性能評価を行なったが、本章では、2 つのサービスクラスが混在する網におけるトラヒック制御方式の性能について評価する。トラヒッククラスとしてバースト、ストリームメディアを考える。これらのトラヒッククラスは、FRP サービスクラス、CBR サービスクラスにそれぞれ対応すると考えられているが、これが最適なサービスクラス選択とは限らない。本章では、トラヒッククラスのサービスクラスへの適切なマッピングの方法についても考察する。

3.3.1 FRP サービスクラス、CBR サービスクラス混在型 (FRP サービスクラスに待ちを許す場合) の評価

3.3.1.1 解析モデル

まず、FRP サービスクラスのトラヒック制御方式として、待ちを許す場合の解析モデルを図 3.28 に示す。バースト呼およびストリームメディア呼の到着率をそれぞれ λ_{LB} , λ_{CBR} とする。バース

ト呼は平均 B_L Byte の指数分布に従うバーストを転送するものとする。また、ストリームメディア呼は帯域 C_{CBR} が割り当てられ、その保留時間は平均 T_{CBR} sec の指数分布に従うものとする。図中、 m は帯域が割り当てられたストリームメディア呼の数を表し、その最大数 M は $\lfloor C/C_{CBR} \rfloor$ より小さいものとする。これはストリームメディア呼の保留時間がバースト呼のバースト転送時間に比べて極端に大きく、ストリームメディア呼が帯域を占有した場合には、バースト呼の性能が極端に劣化することが予想されるためである。ストリームメディア呼の本数が m の時の CBR サービスクラスのサービス率 ν_m は、

$$\nu_m = \frac{m}{T_{CBR}}, \quad 0 \leq m \leq M \quad (3.43)$$

で与えられる。本方式においては、サービス中のストリームメディア呼数により、バースト呼に割り当て可能な帯域が増減する。ストリームメディア呼数が m の時の残余帯域は $(C - mC_{CBR})$ Mbps であるから、最大要求帯域 C_{max} または最小許容帯域 C_{min} を満たしながら同時に転送することが可能なバースト数 $N_{Cmax}(m)$, $N_{Cmin}(m)$ は、それぞれ

$$N_{Cmax}(m) = \lfloor \frac{C - mC_{CBR}}{C_{max}} \rfloor \quad (3.44)$$

$$N_{Cmin}(m) = \lfloor \frac{C - mC_{CBR}}{C_{min}} \rfloor \quad (3.45)$$

従って、系内バースト数が k である時のサービス率 $\mu_{m,k}$ は、

$$\mu_{m,k} = \begin{cases} k \frac{C_{max}}{D_L}, & 0 \leq k \leq N_{Cmax}(m) \\ k \frac{C - mC_{CBR}}{k} \frac{1}{D_L}, & N_{Cmax}(m) \leq k \leq N_{Cmin}(m) \\ N_{Cmin}(m) \frac{C - mC_{CBR}}{N_{Cmin}(m)} \frac{1}{D_L}, & N_{Cmin} \leq k \end{cases} \quad (3.46)$$

ただし、系内バースト数 k は、帯域の空きを待つバースト数 l と転送中のバースト数 n の和 $n + l$ で与えられる。例えば、 $C_{CBR} = 30$ Mbps, $B_L = 10$ KByte, $(C_{max}, C_{min}) = (50$ Mbps, 30 Mbps), また回線容量 $C = 150$ Mbps とすると、状態遷移図は図 3.29 のようになる。図中、 C_{max} , C_{min} と記された破線は、それぞれ最大要求帯域、および最小許容帯域で割り当て可能なバースト数を示す。

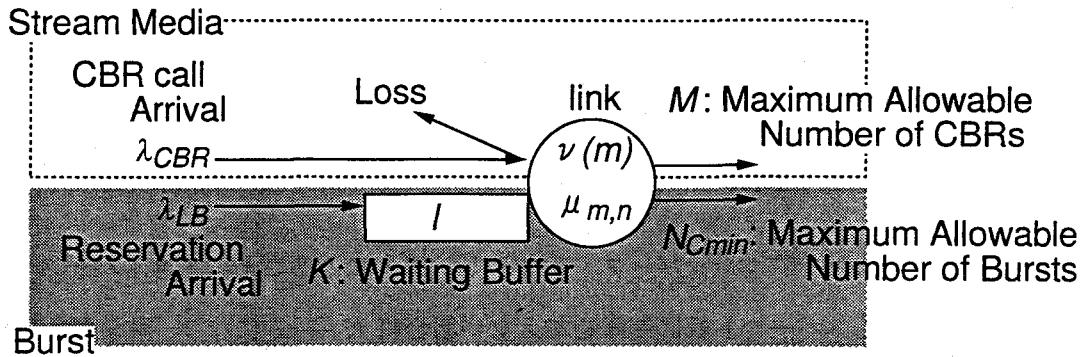


図 3.28: FRP サービスクラス(待ちを許す)と CBR サービスクラスが混在する場合の解析モデル

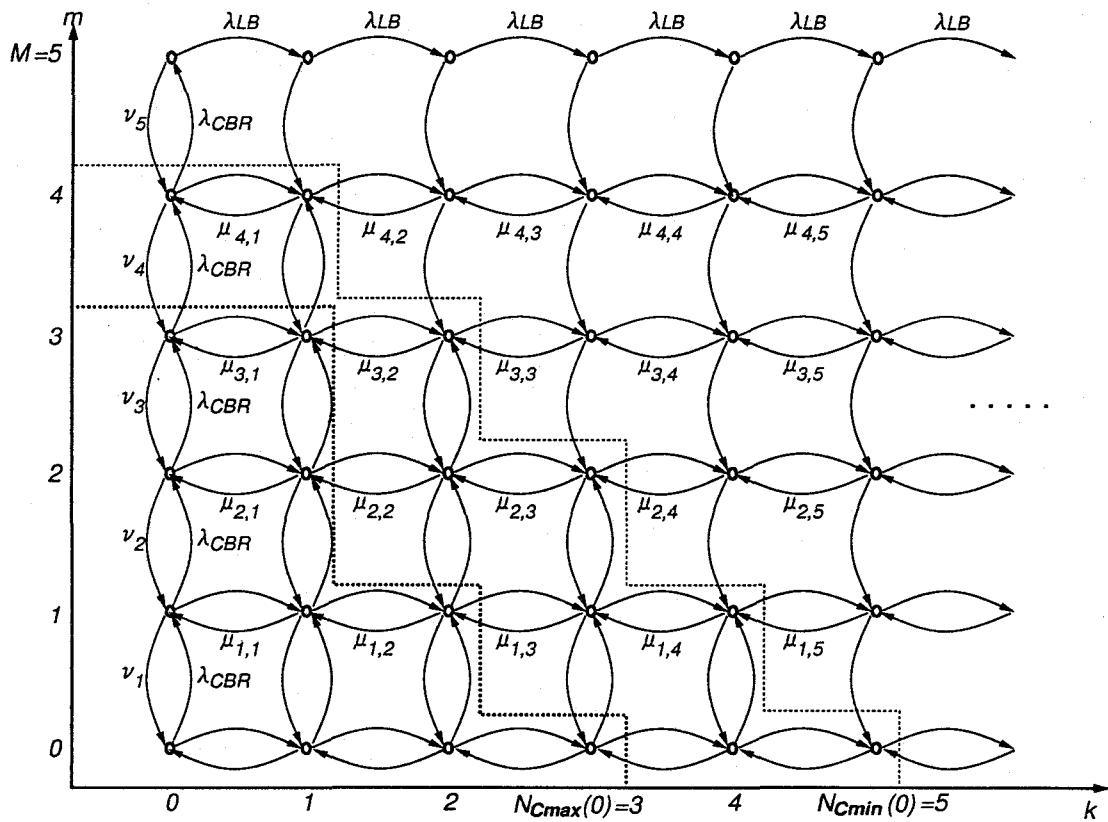


図 3.29: FRP サービスクラス(待ちを許す)と CBR サービスクラスが混在する場合の状態遷移図

今、CBR サービスクラスの系内呼数が m 、FRP サービスクラスの系内バースト数が k である状態 (m, k) の定常状態確率を $p_k(m)$ と表すものとし、系内バースト数が k である定常状態確率をベクトル表現したものを作成する。すなわち、

$$\mathbf{P}(k) = (p_k(0), p_k(1), \dots, p_k(M)) \quad (3.47)$$

また、定常状態確率を表す行ベクトル \mathcal{P} を、

$$\mathcal{P} = (\mathbf{P}(0), \mathbf{P}(1), \dots, \mathbf{P}(K)) \quad (3.48)$$

と表す。ただし、 K は待ちを許す最大バースト数を示し、系内に入ることのできるバースト数を制限することを意味する。バースト数に制限を加えない場合は $K \rightarrow \infty$ になり、数値解析では K を十分大きい値に設定して評価を行なう。

今、転送中のバースト数が n の時、 C_{min} を満足しながら受付可能なクラス 3 の呼数を $f(n)$ で表すと、 $f(n) = (C - nC_{min})/C_{CBR}$ で与えられる。この時、図 3.29 より、状態遷移確率行列 \mathcal{Q} は、

$$\mathcal{Q} = \begin{pmatrix} A_0 & \Lambda_0 & & & \\ M_1 & A_1 & \Lambda_1 & & 0 \\ & M_2 & A_2 & \Lambda_2 & \\ & \ddots & \ddots & \ddots & \\ 0 & & M_{K-1} & A_{K-1} & \Lambda_{K-1} \\ & & & M_K & A_K \end{pmatrix} \quad (3.49)$$

ただし、 M 次の行列 $M_k (1 \leq k \leq K)$, $A_k (0 \leq k \leq K)$, $\Lambda_k (0 \leq k \leq K-1)$ の (i, j) 要素 $m_k(i, j)$, $a_k(i, j)$, $\lambda_k(i, j)$ はそれぞれ以下のようにして求められる。

$$m_k(i, j) = \begin{cases} \mu_{i,k}, & \text{if } i = j \leq f(1) \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.50)$$

$$a_k(i, j) = \begin{cases} \nu_i, & \text{if } i = j + 1 \\ \lambda_{CBR}, & \text{if } i = j - 1 < f(k) \\ -\mu_{i,k} - nu_i - \lambda_{CBR} - \lambda_{LB}, & \text{if } i = j < f(k) \\ -\mu_{i,k} - nu_i - \lambda_{LB}, & \text{if } f(k) \leq i = j \leq f(1) \\ -nu_i - \lambda_{LB}, & \text{if } f(1) < i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.51)$$

$$\lambda_k(i, j) = \begin{cases} \lambda_{LB}, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.52)$$

以上より、平衡状態方程式は、

$$\mathcal{P}\mathcal{Q} = 0 \quad (3.53)$$

となり、これを解くことにより、定常状態確率 $p_k(m)$ が求められる。

3.3.1.2 性能指標の導出

前節で求めた定常状態確率 $p_k(m)$ をもとに、性能指標となるそれぞれのクラスのスループット、CBR サービスクラスの呼損率、およびFRP サービスクラスの平均バースト転送時間を導出する。CBR サービスクラスのスループット S_{CBR} は、

$$S_{CBR} = C_{CBR} T_{CBR} \sum_{i=0}^K \sum_{j=1}^M \nu_j p_i(j) \quad [\text{bps}] \quad (3.54)$$

として導出できる。また、FRP サービスクラスのスループット S_{LB} は、

$$S_{LB} = B_L \sum_{i=0}^{f(1)} \sum_{j=0}^K \mu_{i,j} p_j(i) \quad [\text{bps}] \quad (3.55)$$

で与えられる。以上より、網全体のスループット S は、

$$S = S_{CBR} + S_{LB} \quad [\text{bps}] \quad (3.56)$$

により得られる。また、FRP サービスクラスの平均系内バースト数 N は、

$$N = \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^M i p_i(j) \quad (3.57)$$

として得られる。従って、FRP サービスクラスの平均バースト転送時間 T は、

$$T = \frac{N}{\lambda_{LB}} \quad [\text{sec}] \quad (3.58)$$

で与えられる。

3.3.1.3 性能評価

本節では、3.3.1.2節で導出した性能指標をもとに、FRP サービスクラスと CBR サービスクラスが混在した網の性能評価を行う。以降では、特に断らないかぎり、ストリームメディア呼のピークレート $C_{CBR} = 30 \text{ Mbps}$ 、平均呼保留時間 $T_{CBR} = 10 \text{ sec}$ とする。また、バースト呼は、バースト長 $B_L = 10 \text{ KByte}$ 、申告値 $(C_{max}, C_{min}) = (150 \text{ Mbps}, 10 \text{ Mbps})$ とする。

まず、CBR サービスクラスのトラヒックの系内呼数に依存した FRP サービスクラスのバースト転送時間に与える影響を調べる。すなわち、ストリームメディア呼の系内呼数が 0~3 の時のバースト呼の平均バースト転送時間を図 3.30 に示す。この場合、CBR サービスクラスの系内呼数により、FRP サービスクラスの使用帯域に制限が設けられていると見ることも可能である。図に示されるとおり、CBR サービスクラスの系内呼数が多くなるのにともなって、平均バースト転送時間が急激に増大することがわかる。

次に、それぞれのトラヒック負荷が網の性能に与える影響について評価する。解析結果を図 3.31 から図 3.34 に示す。ただし、図中、一方のクラスの負荷を変動させた場合には、もう一方のクラスの負荷を 0.3 と固定している。

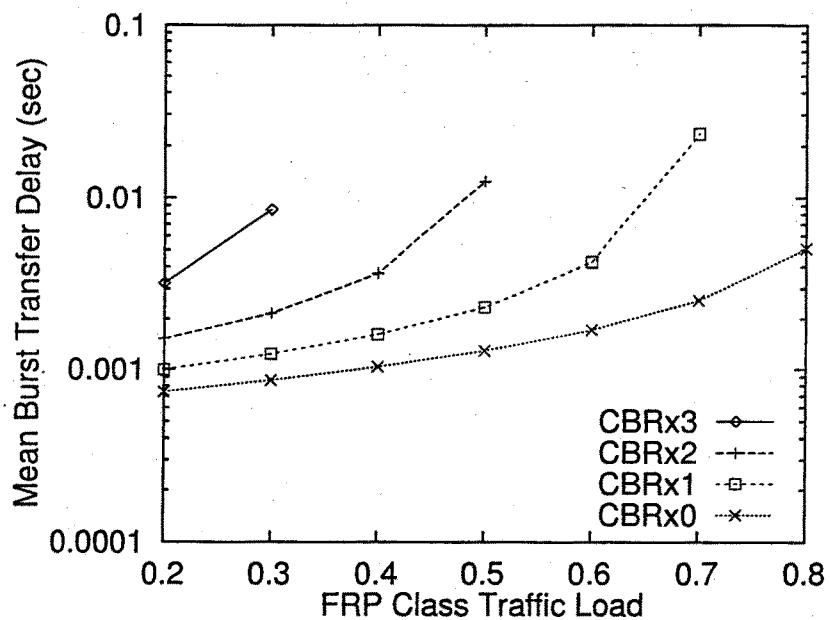


図 3.30: FRP, CBR サービスクラス混在する場合の CBR サービスクラスの系内呼数が FRP サービスクラスの平均バースト転送時間に与える影響 (待ちを許す場合)

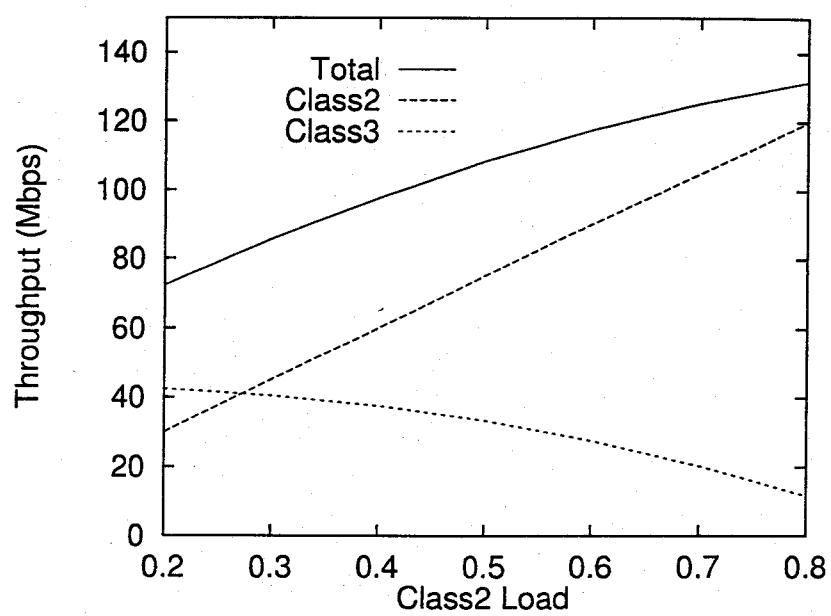


図 3.31: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷がスループットに与える影響 (待ちを許す場合)

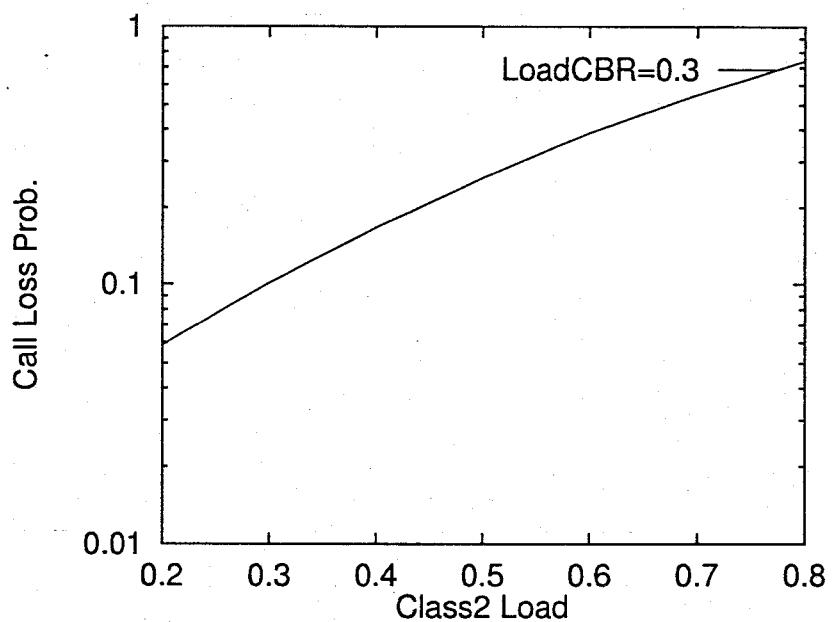


図 3.32: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷が CBR サービスクラスの呼損率に与える影響 (待ちを許す場合)

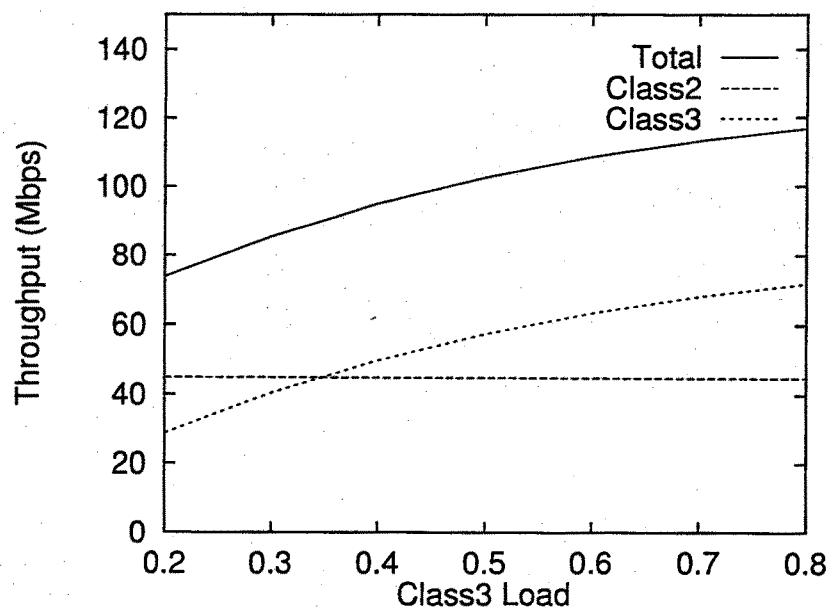


図 3.33: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷がスループットに与える影響 (待ちを許す場合)

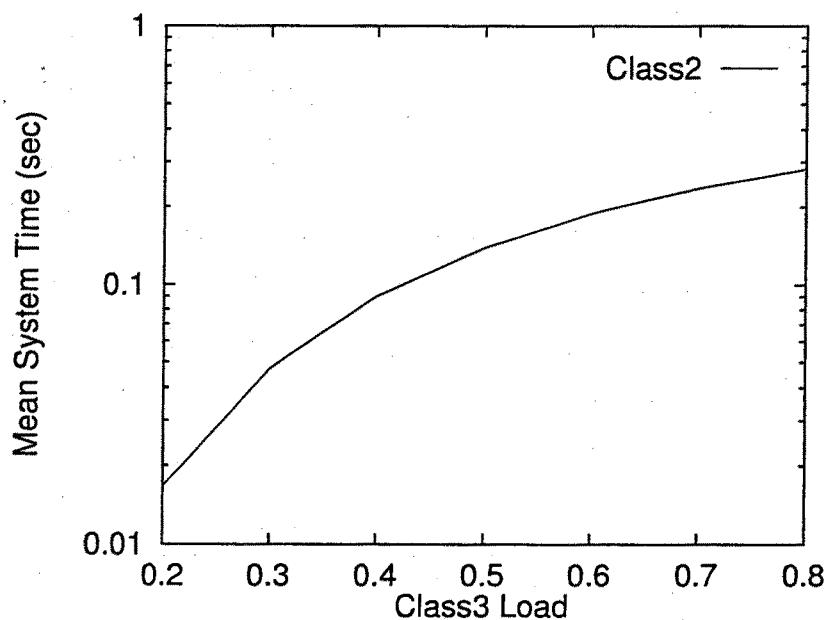


図 3.34: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷が FRP サービスクラスの平均バースト転送時間に与える影響 (待ちを許す場合)

図 3.31, および図 3.33より, CBR サービスクラスのトラヒックはFRP サービスクラスのトラヒックの負荷の変動の影響を受けやすいのに対し, FRP サービスクラスのトラヒックは CBR サービスクラスのトラヒックの負荷が変動してもほとんど影響を受けないことが分かる。これは, FRP サービスクラスのトラヒック制御方式が待ちを許す制御を行なっているためである。すなわち, サービスの終了によって帯域に空きが生じると, 交換機は即座に送信側端末に空きを通知し, 空きを待っている FRP サービスクラス のバーストに帯域を割り当てるため, FRP サービスクラス の負荷が高くなるに従って, 空き帯域が FRP サービスクラスのバーストに割り当てられる確率が高くなるためである。そのため, 図 3.32に示されるように, FRP サービスクラスの負荷が上昇するのにともない, CBR サービスクラスの呼損率はかなり高くなる。従って, このように FRP サービスクラスのトラヒック制御方式が待ちを許すものである場合には, 網は, FRP サービスクラスのトラヒックに帯域使用を優先権的に許すサービスを行なっているものと考えられる。ただし, 本方式においては, CBR サービスクラスの呼受付およびサービス終了により FRP サービスクラスのバーストに割り当てられる帯域が増減するため, 図 3.34 に示されるように, CBR サービスクラスの負荷が高くなるに従い FRP サービスクラスの平均バースト転送時間は増大する。

3.3.2 FRP, CBR サービスクラス混在型 (FRP サービスクラスがバックオフを行なう場合) の評価

3.3.2.1 解析モデル

次に, FRP サービスクラスのトラヒック制御方式としてバックオフを行なう場合の解析モデルを, 図 3.35に示す。図中, Retrial Queue と示されたサーバは, バックオフを行なう機構をモデル化したものであり, そのサービス率 ω は, $\omega = 1/\Omega$ で与えられる。さらに, 図中のサービス率 ν_m および $\mu_{m,n}$ は, 待ちを許す場合と同様, それぞれ式 (3.43), 式 (3.46) で与えられる。ただし, 系内バースト数 k は, バックオフ中のバースト数 r と転送中のバースト数 n の和, $r + n$ で与えられる。

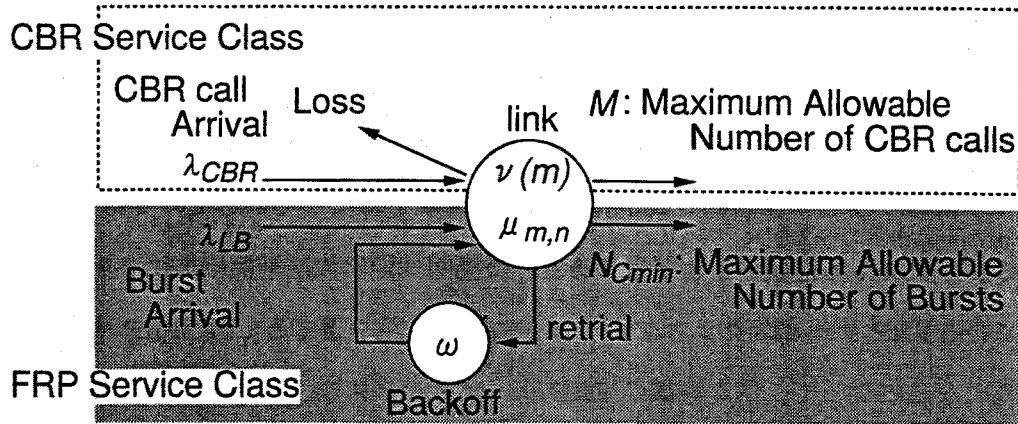


図 3.35: FRP サービスクラス (バックオフを行なう) と CBR サービスクラスが混在する場合の解析モデル

まず、CBR サービスクラスの呼数が m 、転送中のバースト数が n 、バックオフ中のバースト数が r である状態 (m, n, r) の定常状態確率を $p_r(m, n)$ と表すものとする。また、バックオフ中のバースト数が r である定常状態確率をベクトル表現したものを $\mathbf{P}(r)$ とする。すなわち、

$$\mathbf{P}(r) = (p_r(0, 0), \dots, p_r(0, N_{Cmin}(0)), p_r(1, 0), \dots, p_r(1, N_{Cmin}(1)), \dots, p_r(M, N_{Cmin}(M))) \quad (3.59)$$

さらに、定常状態確率を表す行ベクトル \mathcal{P} を、

$$\mathcal{P} = (\mathbf{P}(0), \mathbf{P}(1), \mathbf{P}(2), \dots, \mathbf{P}(K)) \quad (3.60)$$

と表す。

状態遷移確率行列 \mathcal{Q} は、

$$\mathcal{Q} = \begin{pmatrix} \bar{A}_0 & \bar{\Lambda}_0 & & \\ \bar{M}_1 & \bar{A}_1 & \bar{\Lambda}_1 & 0 \\ & \bar{M}_2 & \bar{A}_2 & \bar{\Lambda}_2 \\ & \ddots & \ddots & \ddots \\ 0 & & \bar{M}_{K-1} & \bar{A}_{K-1} & \bar{\Lambda}_{K-1} \\ & & \bar{M}_K & \bar{A}_K & \end{pmatrix} \quad (3.61)$$

ただし、部分行列 \bar{M}_k は以下のようになる。

$$\bar{M}_k = \begin{pmatrix} M_{k,0} & & & \\ & M_{k,1} & & \\ & & \ddots & \\ 0 & & & M_{k,M-1} \end{pmatrix} \quad (3.62)$$

さらに, $N_{Cmin}(l)$ 次の行列 $M_{k,l}$ の (i, j) 要素 $m_{k,l}(i, j)$ は,

$$m_{k,l}(i, j) = \begin{cases} \lambda_{LB} + k\omega, & \text{if } i = j - 1 \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (0 \leq i, j \leq N_{Cmin}(l)) \quad (3.63)$$

で与えられる. また, \bar{A}_k は,

$$\bar{A}_k = \begin{pmatrix} A_{k,0}^2 & A_{k,0}^3 & & & & 0 \\ A_{k,1}^1 & A_{k,1}^2 & A_{k,1}^3 & & & \\ \ddots & \ddots & \ddots & & & \\ & A_{k,M-2}^1 & A_{k,M-2}^2 & A_{k,M-2}^3 & & \\ 0 & & A_{k,M-1}^1 & A_{k,M-1}^2 & & \end{pmatrix} \quad (3.64)$$

さらに, $N_{Cmin}(l) \times N_{Cmin}(l-1)$ 行列 $A_{k,l}^1$, $N_{Cmin}(l)$ 次の行列 $A_{k,l}^2$ および $N_{Cmin}(l) \times N_{Cmin}(l+1)$ 行列 $A_{k,l}^3$, それぞれの (i, j) 要素 $a_{k,l}^1(i, j)$, $a_{k,l}^2(i, j)$, $a_{k,l}^3(i, j)$ は以下のようになる.

$$a_{k,l}^1(i, j) = \begin{cases} \nu_l, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.65)$$

$$a_{k,l}^2(i, j) = \begin{cases} \mu_{l,j}, & \text{if } i = j + 1 \\ -\nu_l - \lambda_{CBR} - \lambda_{LB} - \mu_{l,j} - k\omega, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.66)$$

ただし,

$$a_{k,0}^2(i, j) = \begin{cases} \mu_{l,j}, & \text{if } i = j + 1 \\ \lambda_{LB}, & \text{if } i = j - 1 \\ -\nu_l - \lambda_{CBR} - \lambda_{LB} - \mu_{l,j} - k\omega, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.67)$$

$$a_{k,l}^3(i, j) = \begin{cases} \lambda_{CBR}, & \text{if } i = j \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.68)$$

最後に、部分行列 $\bar{\Lambda}_k$ は、

$$\bar{\Lambda}_k = \begin{pmatrix} \Lambda_{k,0} & & 0 \\ & \Lambda_{k,1} & \\ & & \ddots \\ 0 & & \Lambda_{k,M-1} \end{pmatrix} \quad (3.69)$$

で与えられ、 $N_{C\min}(l)$ 次の行列 $\Lambda_{k,l}$ の (i, j) 要素 $\lambda_{k,l}(i, j)$ は、

$$\lambda_{k,l}(i, j) = \begin{cases} \lambda_{LB}, & \text{if } i = j = N_{C\min}(k) \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.70)$$

で与えられる。以上より、平衡状態方程式は、

$$\mathcal{P}\mathcal{Q} = 0 \quad (3.71)$$

となり、これを解くことにより、定常状態確率 $p_r(m, n)$ が求められる。

3.3.2.2 性能指標の導出

前節で求めた定常状態確率 $p_r(m, n)$ をもとに、性能指標となるそれぞれのクラスのスループット、CBR サービスクラスの呼損率およびFRP サービスクラスの平均バースト転送時間を導出する。CBR サービスクラスのスループット S_{CBR} は、

$$S_{CBR} = C_{CBR} T_{CBR} \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^M \sum_{k=0}^{C_{\min}(j)} \nu_j p_i(j, k) \quad [\text{bps}] \quad (3.72)$$

として導出できる。また、FRP サービスクラスのスループット S_{LB} は、

$$S_{LB} = B_L \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^M \sum_{k=0}^{C_{\min}(j)} \mu_{j,k} p_i(j, k) \quad [\text{bps}] \quad (3.73)$$

として得られる。以上より、網全体のスループット S は、

$$S = S_{CBR} + S_{LB} \quad [\text{bps}] \quad (3.74)$$

で与えられる。また、FRP サービスクラスの平均系内バースト数 N は、

$$N = \sum_{i=0}^K \sum_{j=0}^M \sum_{k=0}^{C_{\min}(j)} (i+k) p_i(j, k) \quad (3.75)$$

で求められる。従って、FRP サービスクラスの平均バースト転送時間 T は、

$$T = \frac{N}{\lambda_{LB}} \quad [\text{sec}] \quad (3.76)$$

で求められる。

3.3.2.3 性能評価

本節では、3.3.2.2節で導出された性能指標をもとに、FRP サービスクラスと CBR サービスクラスのトラヒック制御が混在した網の性能評価を行う。FRP サービスクラスのバースト呼がバックオフを行うことにより、CBR サービスクラスの呼に帯域が割り当てる確率が高くなることが予想される。待ちを許す場合の評価(3.3.1.3節)と同様に、クラス 3 の負荷、あるいは FRP サービスクラスの負荷を変動させた場合の性能を調べる。ただし、バックオフ時間 $\Omega = 10 \text{ msec}$ とする。

まず、CBR サービスクラスのトラヒックの系内呼数に依存した FRP サービスクラスのバースト転送時間に与える影響について性能評価を行なう。この場合、CBR サービスクラスの系内呼数により、FRP サービスクラスの使用帯域に制限が設けられていると見ることも可能である。解析結果を図 3.36 に示す。図に示されるとおり、CBR サービスクラスの系内呼数が多くなるのにともない、平均バースト転送時間が急激に増大する。

次に、それぞれのトラヒック負荷が網の性能に与える影響について評価する。結果を、図 3.37 から図 3.40 に示す。ただし、待ちを許す場合と同様に、一方のクラスの負荷を変動させた場合には、もう一方のクラスの負荷を 0.3 と固定している。

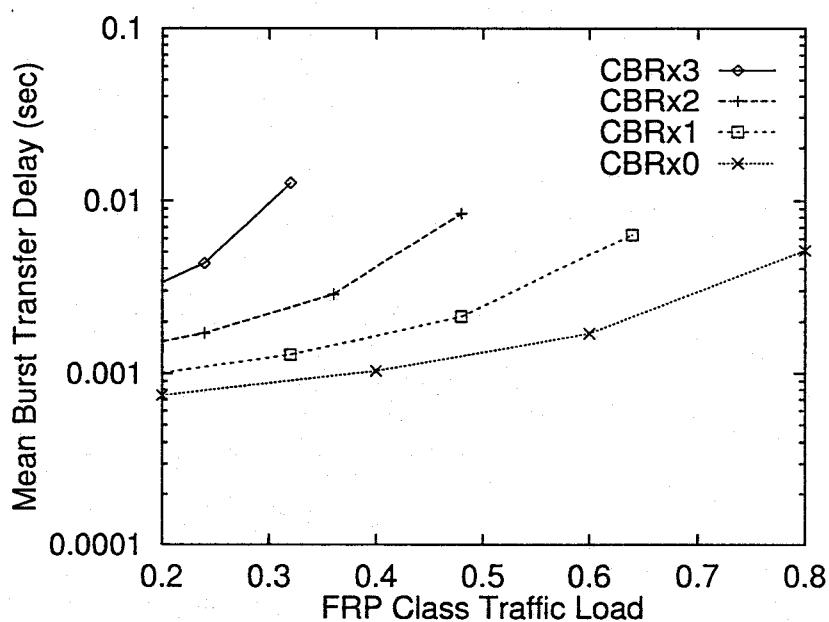


図 3.36: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの系内呼数が FRP サービスクラスの平均バースト転送時間に与える影響(バックオフを行なう場合)

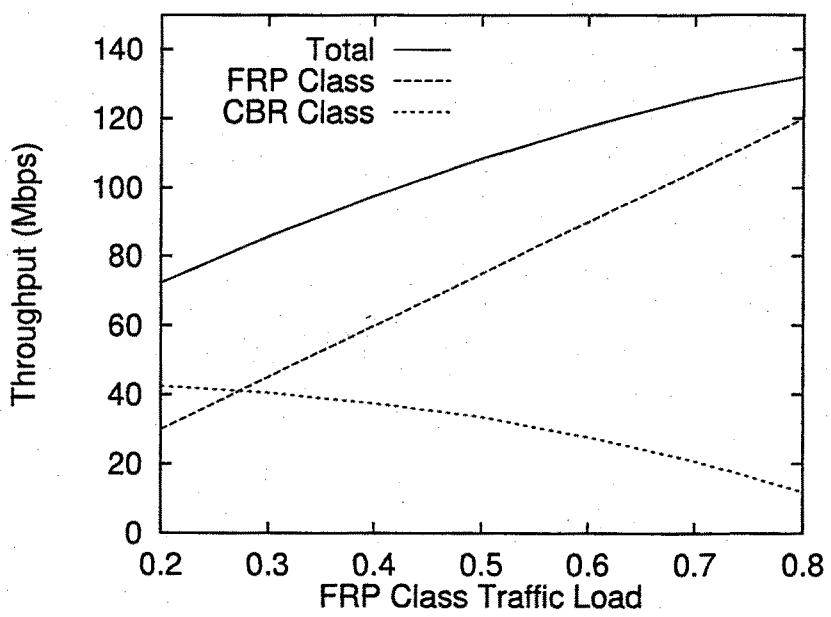


図 3.37: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷がスループットに与える影響 (バックオフを行なう場合)

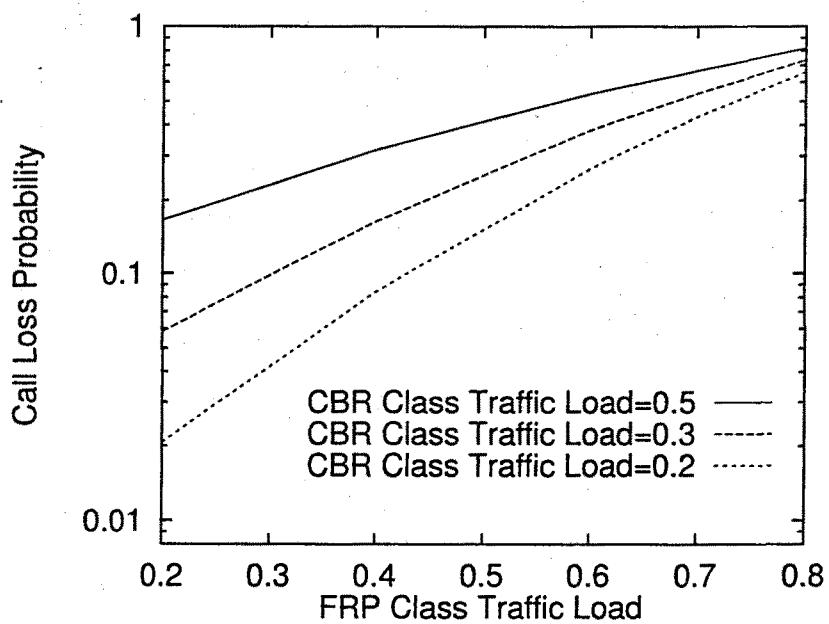


図 3.38: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷が CBR サービスクラスの呼損率に与える影響 (バックオフを行なう場合)

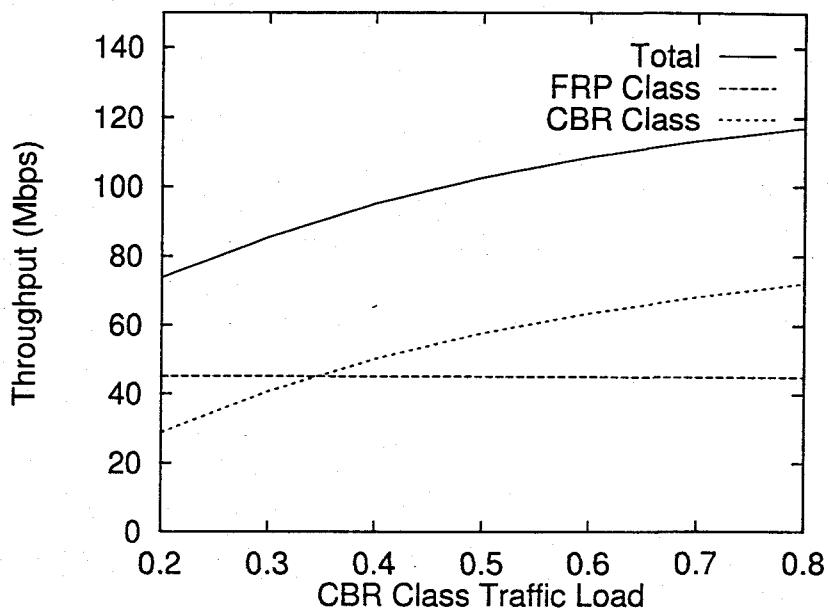


図 3.39: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷がスループットに与える影響 (バックオフを行なう場合)

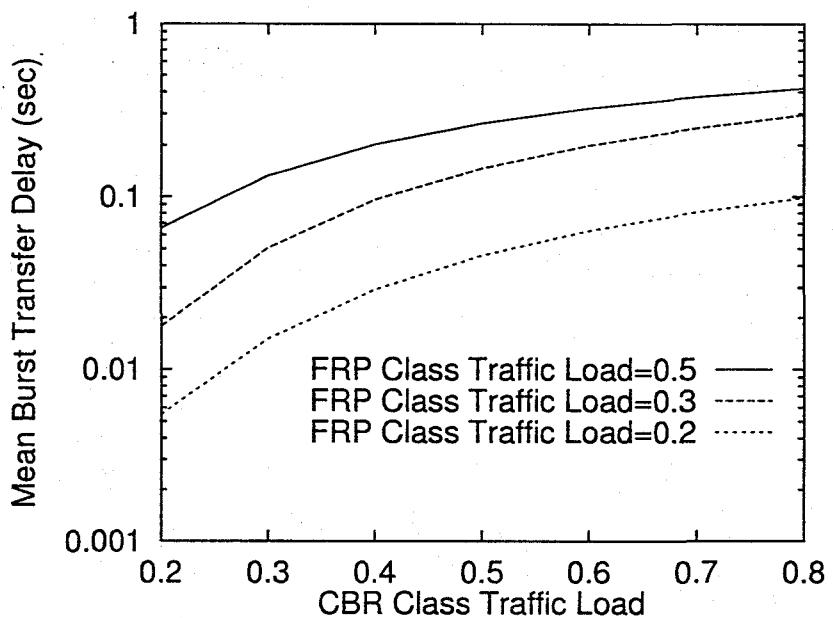


図 3.40: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷が平均バースト転送時間に与える影響 (バックオフを行なう場合)

以上の図に示されるように、待ちを許す場合の解析結果(図3.31から図3.34)と比較して、性能は改善されておらず、バックオフを行なう効果は非常に低いものと考えられる。しかしながら、バックオフの効果はバックオフ時間 Ω に依存することが考えられるため、次に最適なバックオフ時間について検討を行なう。ただし、FRPサービスクラス、CBRサービスクラスそれぞれのトラヒックの負荷を0.3とし、バックオフ時間 Ω を1msecから1secまで変化させた場合の結果を図3.41から図3.43に示す。図3.43に示されるとおり、FRPサービスクラスのバックオフ時間を大きくすることによりCBRサービスクラスの呼損率にわずかながらの低下が見られるが、一方では、バックオフを行なうことにより、図3.42に示されるようにFRPサービスクラスの平均バースト転送時間が増大する。しかしながら、FRPサービスクラスでは主として、セル棄却に対する要求品質は厳しいが、遅延に関してはその制約が比較的緩やかなファイル転送などのトラヒックをサービス対象としていることを考えれば、FRPサービスクラスの性能を犠牲にしてCBRサービスクラスの呼損率を低下させられるメリットは大きい。ただし、十分に性能を向上させるためには、バックオフ時間をかなり大きく設定する必要がある。

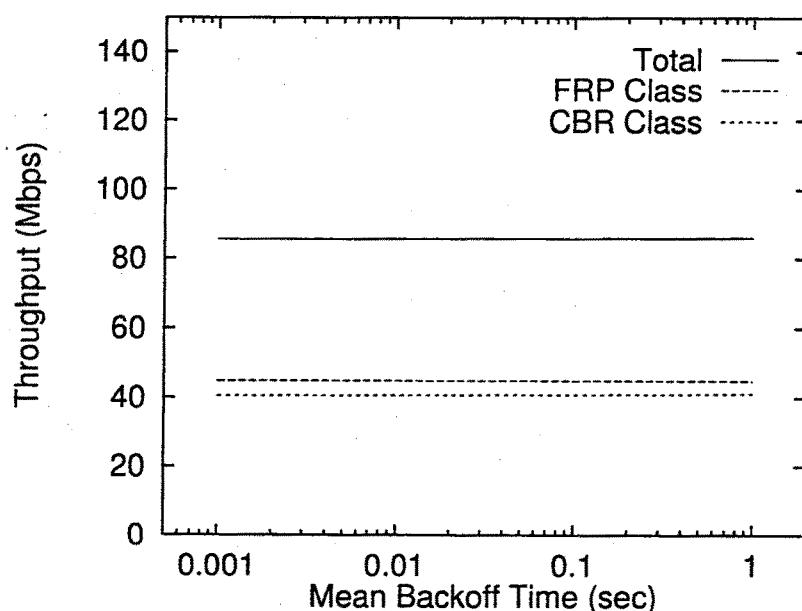


図3.41: FRP, CBRサービスクラスが混在する場合のバックオフ時間がスループットに与える影響

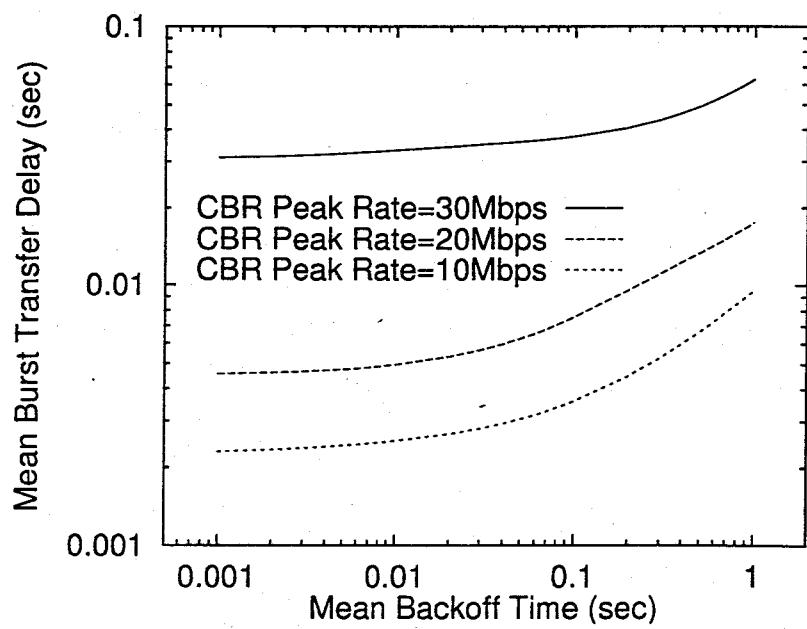


図 3.42: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合のバックオフ時間が平均バースト転送時間に与える影響

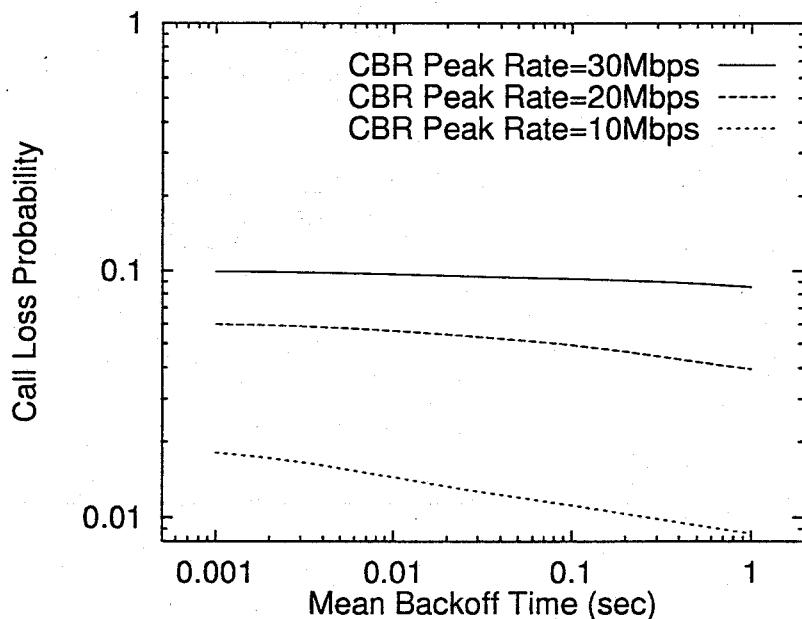


図 3.43: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合のバックオフ時間が呼損率に与える影響

さらに、CBR サービスクラストラヒックの平均呼保留時間 T_{CBR} 、およびピークレート C_{CBR} の影響について評価する。ここでは、 $T_{CBR} = 1 \sim 100 \text{ sec}$, $C_{CBR} = 10 \text{ Mbps}$, 30 Mbps とし、バックオフ時間 $\Omega = 100 \text{ msec}$, FRP サービスクラス、CBR サービスクラスのトラヒックの負荷をそれぞれ 0.3 として解析を行った。結果を図 3.44 から図 3.46 に示す。これらの図より、2 つのクラスの負荷が等しい場合には、CBR サービスクラスの平均呼保留時間が長くなるのにともなって FRP サービスクラスの平均バースト転送時間が長くなることがわかる。さらに、呼保留時間はスループット、および呼損率に影響を与えないことが示された。また、ピークレートを変化させた場合には、スループット、平均バースト転送時間にはそれほど影響が現われないが、ピークレートが低い場合には、受付可能な呼数および同時に転送可能なバースト数が大きくなるため、呼損率は低下する。

以上より、FRP サービスクラスのトラヒックは、CBR サービスクラスのトラヒック特性の変動による影響を受けにくいことが分かった。逆に、CBR サービスクラスのトラヒックは FRP サービスクラスのトラヒック負荷や制御法により性能が変化しやすい。特に、FRP サービスクラスのトラヒック負荷の増大による CBR サービスクラスの呼損率の上昇は、網の性能上深刻な問題となる。そこで、以降では FRP サービスクラスの使用帯域に上限を設け、CBR サービスクラスのトラヒックを優先的に扱うモデルを対象としその性能の評価を行なう。

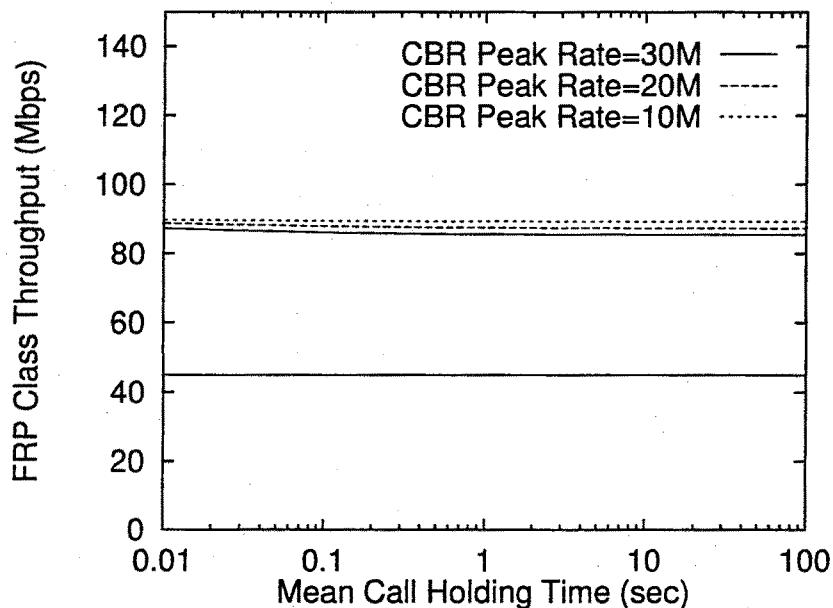


図 3.44: CBR サービスクラスの呼保留時間が網全体のスループットに与える影響

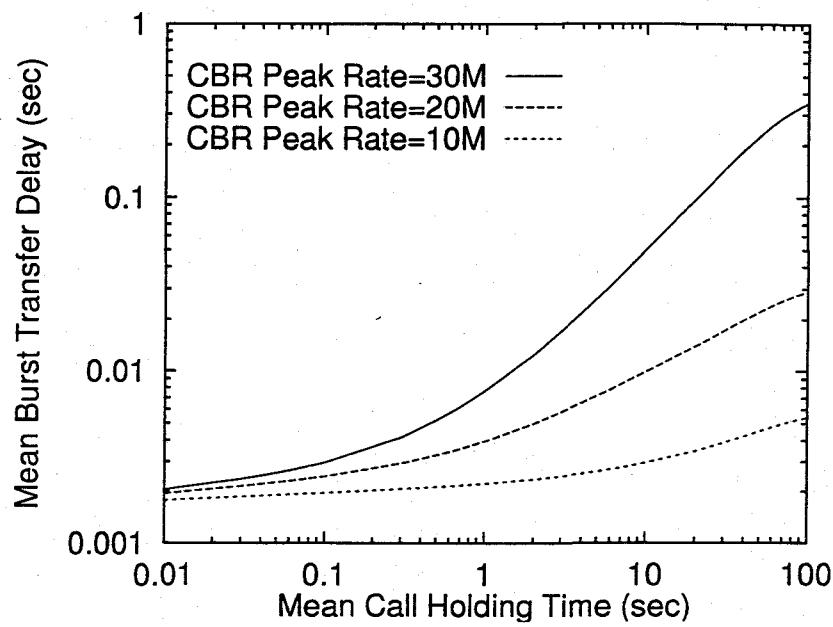


図 3.45: CBR サービスクラスの呼保留時間が FRP サービスクラスの平均バースト転送時間に与える影響

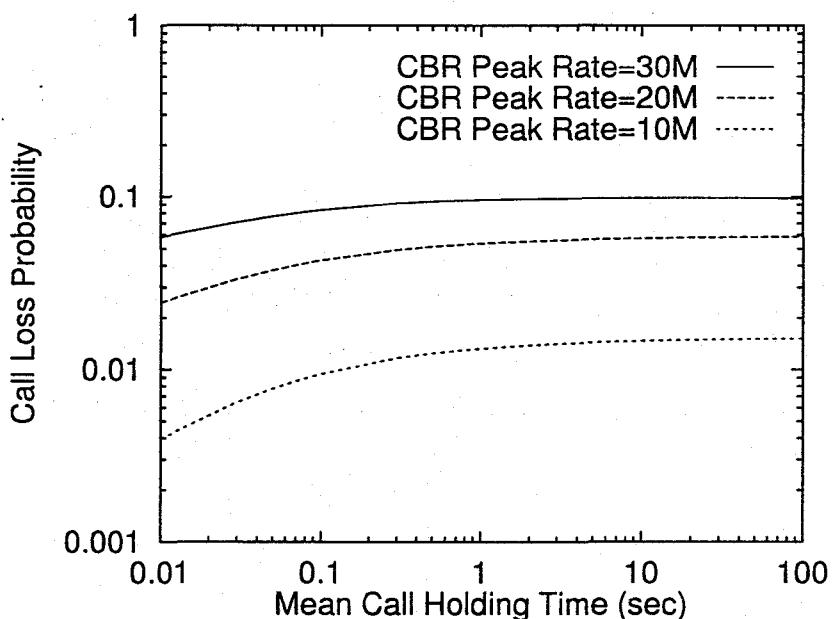


図 3.46: CBR サービスクラスの呼保留時間と呼損率の関係

ここでは、FRP サービスクラスの使用帯域の上限 C_{lim} を変化させることにより、適当な上限値について検討を行なう。このようなトラヒック制御方式についても、上限を設けない場合と同様に、3.3.2.1 節、および 3.3.2.2 節に示す解析手法を用いることにより解析が可能である。ただし、ストリームメディア呼数が m 、系内バースト数が k である時の FRP サービスクラスのサービス率 $\mu_{m,k}$ は、 $[x]^+ = \max(0, x)$ とした時、

$$\mu_{m,n} = \begin{cases} k \frac{C_{max}}{D_L}, & 0 \leq k \leq N_{Cmax}(m) \\ k \frac{C_{lim} - [mC_{CBR} - C + C_{lim}]^+}{k} \frac{1}{D_L}, & N_{Cmax}(m) \leq k \leq N_{Cmin}(m) \\ N_{Cmin}(m) \frac{C_{lim} - [mC_{CBR} - C + C_{lim}]^+}{N_{Cmin}(m)} \frac{1}{D_L}, & N_{Cmin} \leq k \end{cases} \quad (3.77)$$

で与えられる。ただし、ストリームメディア呼数が m の時、最大要求帯域 C_{max} または最小許容帯域 C_{min} を満たしながら同時に転送可能なバースト数を、それぞれ $N_{Cmax}(m)$, $N_{Cmin}(m)$ と表すと、

$$N_{Cmax}(m) = \lfloor \frac{C_{lim} - [mC_{CBR} - C + C_{lim}]}{C_{max}} \rfloor \quad (3.78)$$

$$N_{Cmin}(m) = \lfloor \frac{C_{lim} - [mC_{CBR} - C + C_{lim}]}{C_{min}} \rfloor \quad (3.79)$$

で与えられる。以上の変更を加えて、式 (3.59) から式 (3.76) を用いることにより、性能指標の導出が可能になる。

使用帯域に上限を設けない場合と同様に、バックオフ時間 $\Omega = 10$ msec, CBR サービスクラスのトラヒックのピークレート $C_{CBR} = 30$ Mbps, 平均呼保留時間 $T_{CBR} = 10$ sec とし、また、FRP サービスクラスのトラヒックの使用帯域の上限値 $C_{lim} = 120$ Mbps, 90 Mbps, 60 Mbps として、上限のない場合との比較評価を行なう。結果を図 3.47 から図 3.50 に示す。

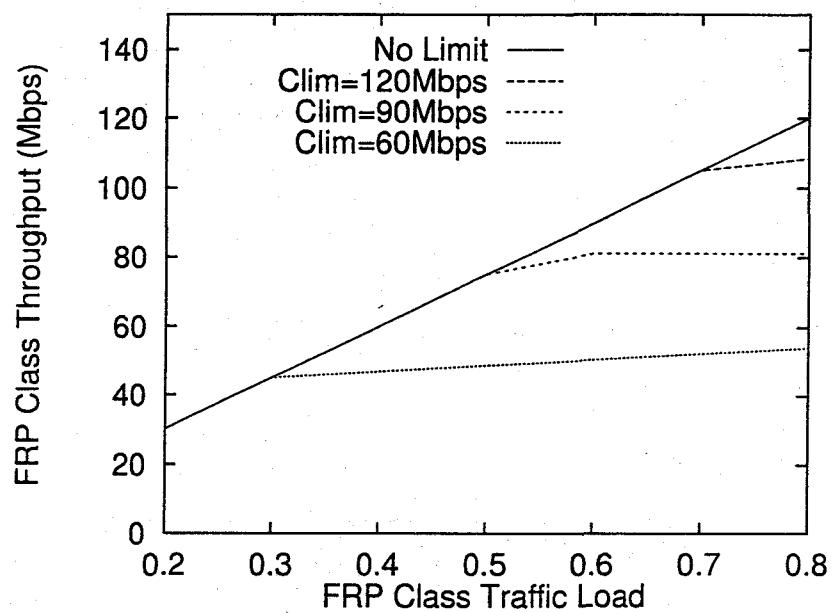


図 3.47: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷とスループットの関係 (使用帯域を制限する場合)

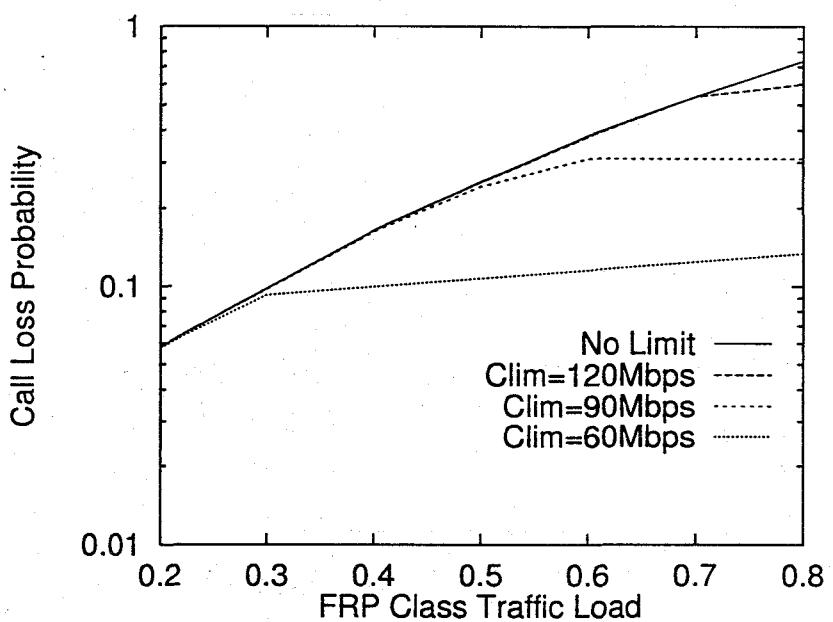


図 3.48: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の FRP サービスクラスの負荷が CBR サービスクラスの呼損率に与える影響 (使用帯域を制限する場合)

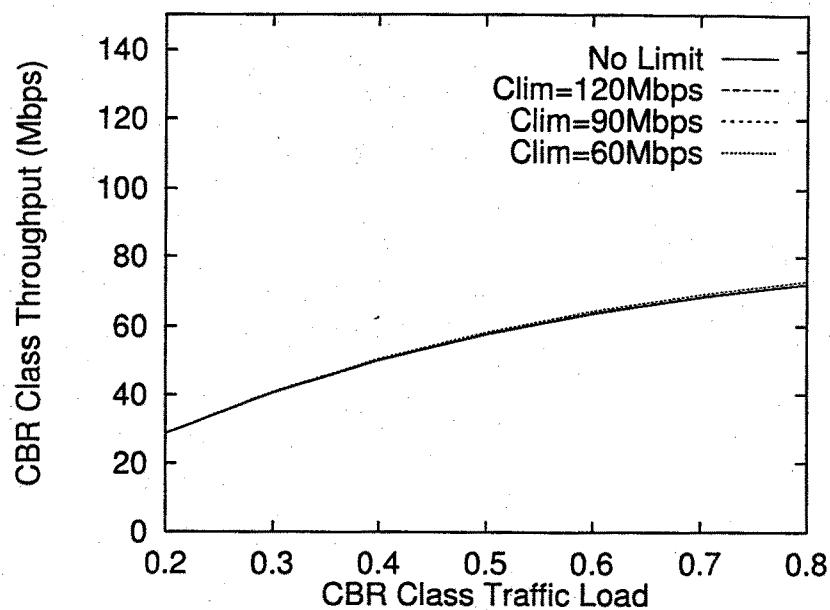


図 3.49: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷とスループットの関係 (使用帯域を制限する場合)

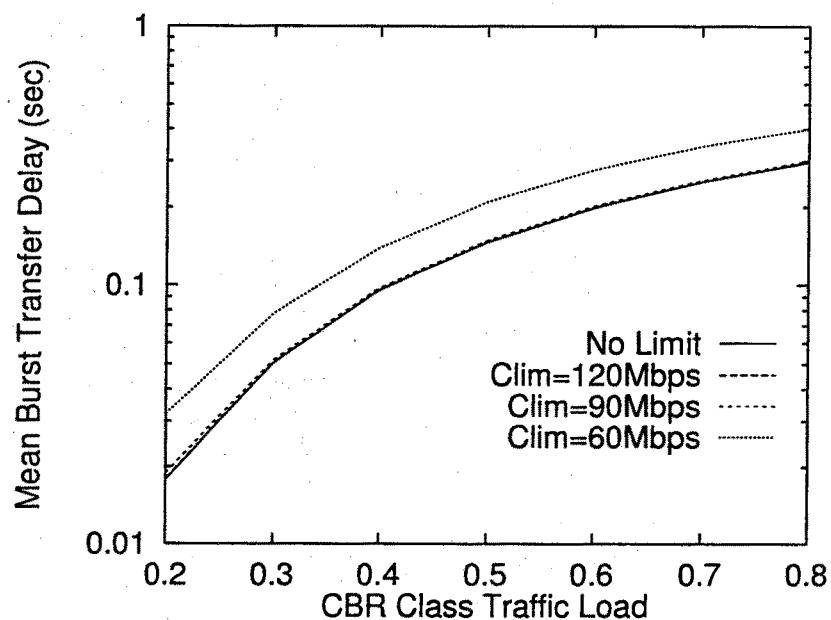


図 3.50: FRP, CBR サービスクラスが混在する場合の CBR サービスクラスの負荷が平均バースト転送時間に与える影響 (使用帯域を制限する場合)

FRP サービスクラスのトラヒックの負荷にも依存するが、図 3.49 に示されるように CBR サービスクラスのトラヒックの負荷が変化しても、帯域上限値 C_{lim} の値に関わらずスループットはほとんど変わらない。一方、FRP サービスクラスのトラヒックの負荷が変動した場合には、図 3.47 に示されるように、当然帯域上限値が低いものほど早い段階からスループットが頭打ちになる。これは、FRP サービスクラスのトラヒックのスループットが帯域上限値に制限されるためである。しかしながら、図 3.48 より、帯域上限値が低いほど CBR サービスクラスのトラヒックの呼損率も低くなることが分かる。また、図 3.50 から、帯域上限値が低いものほど平均バースト転送時間は大きくなるが、その差はそれほど大きくない。以上より、FRP サービスクラスの使用帯域に上限を設けることにより、FRP サービスクラスのトラヒックの平均バースト転送時間は幾分上昇するが、CBR サービスクラスのトラヒックの呼損率をかなり低く抑えることができるため、効果的なトラヒック制御法であると言える。

3.4 まとめ

本章では、ATM LAN に適したトラヒック制御方式として 2 つのサービスクラスを対象として評価を行なった。まず、FRP サービスクラスのトラヒック制御方式について、解析的手法による定量的評価によって、適切なレートチェンジ方式、およびバックオフ時間を明らかにした。その結果、低負荷時には、回線容量を最大限利用し、高負荷時には割当帯域量を低下することの出来る、(最大帯域、最小帯域) = (150,10) というレートチェンジ方式を用い、バックオフ時間を小さくした場合に、最も高い性能を得られることが分かった。さらに、FRP サービスクラスで対象とするトラヒッククラスに関して検討を行ない、十分な性能を得ることの出来るバースト長は約 100 Byte 以上であり、また、バックオフ等による遅延を考慮すると、ストリームメディアは、FRP サービスクラスで対象とするトラヒックとしては不適当であることを示した。次に、CBR サービスクラスのトラヒック制御方式においては、バースト性を持つトラヒックを適用すると帯域の利用率が低下するため、CBR サービスクラスで対象とするトラヒックとしては、不適当であることを定量的に明らかにした。さらに、FRP サービスクラス、および CBR サービスクラスが混在する網の性能について評価した。その結果、CBR サービスクラスのトラヒックの性能は、FRP サービスクラスのトラヒック特性の影響を大きく受けることが明らかになった。FRP サービスクラスのトラヒック制御方式として、待ちを許す場合とバックオフを行なう場合の比較を行なったが、両者

の性能差は小さく、FRP サービスクラスの負荷上昇による CBR サービスクラスの性能劣化を抑制するためには、FRP サービスクラスのトラヒックの使用帯域に上限を設けるなどの制御を行うことが有効であることが明らかにした。

今後の課題としては、本章で対象にしなかった ABR サービスクラスを含めた網の性能を、数学的解析、およびシミュレーションにより明らかにする必要がある。さらに、3 つのサービスクラスを対象とし、ATM LAN として最適なサービスクラスの組合せを明らかにする必要がある。具体的には、本章において対象とした ATM 交換機が 1 段の網を拡張し、ATM 交換機を多段接続した網を対象とした評価が必要である。このような網においては、異なるパスを通るコネクションの共存を考慮に入れる必要があり、又、ATM 交換機 1 段のネットワークでは問題とならなかつた帯域予約のためのオーバヘッドも網の性能に影響を与えるものと考えられる。また、本章では、対象として 3 つのサービスクラスを考えたが、制御の簡便化のため、不要なクラスの有無、および各クラスで対象とすべきトラヒックの種別をさらに明確にしなければならない。

第4章

多段接続ATM LANにおける半分散型制御に基づく高速帯域予約方式

一般に、スイッチが多段接続された網においては、複数のスイッチを経由するトラヒックは、より少ない数のスイッチを経由するトラヒックに比べて性能が悪くなる。ATM網においても、CBRサービスのようにVCごとに帯域確保を行なうサービスクラスでは、情報転送に先立ちその経路上の全ての回線において帯域を確保する必要があるため、多ホップトラヒックは帯域予約に失敗する確率が高くなり、スループットが低下する。バースト帯域予約制御においても、バーストごとに帯域を予約する必要があるため、このようなホップ数による性能差が生じ得る[50]。また、同一回線を使用しているVC間でも割り当てられる帯域に差が生じる。すなわち、VC間で不公平なサービスが発生し得る。しかしながら、バースト帯域予約方式では網の使用状況に応じた動的な帯域割当を行なうことにより、帯域予約失敗の確率を抑え、さらにVC間の不公平性を解消できる可能性がある。そこで、本章ではスイッチが多段接続された網において、ホップ数の異なるVC間でスループットに関して公平なバースト帯域割当方式の実現方式としてMax-Minフロー制御に基づく制御方式を提案し、その有効性についてシミュレーションに基づいた検討を行う。

4.1 Max-Min フロー制御

4.1.1 集中型 Max-Min フロー制御

網における VC 間の公平性を実現するフロー制御方式に Max-Min フロー制御がある [40]。Max-Min フロー制御では、公平性は“全てのセッションは他のセッションと同程度の網資源を利用する資格がある”として定義されている。Max-Min フロー制御では、集中型制御に基づき、網内の回線容量を VC 間で完全に分割するように帯域割当を行う。バースト帯域予約方式において Max-Min フロー制御を実現しようとすれば、例えば、以下のように網に帯域管理サーバをおくことによって実現できる。

バースト転送を新たに開始する送信側端末は、帯域割当要求を帯域管理サーバに対して送出する。帯域予約要求を受け取ったサーバは網全体の回線使用状況に対する情報をもとに帯域割当を行ない、割当帯域を回線使用中の全ての VC の送信側端末に通知する。例えば、図 4.1において、回線 L1 は VC1～3 の 3 本の VC により使用され、回線 L2 は VC3 および VC4 によって共有されている。回線容量をどちらも 150 Mbps とすると、Max-Min フロー制御による VC への割当帯域はそれぞれ VC1～VC3 50 Mbps, VC4 100 Mbps となる。このように、Max-Min フロー制御では、網中最も VC 数の多い回線をとおる VC (VC1～VC3) の割当帯域を等しくなるように決定し、残りの帯域を他の VC (VC4) へ割り当てていく。集中型制御の場合、端末と帯域管理サーバの間の伝搬遅延時間が制御を実現するためのオーバヘッドとなる。

Max-Min フロー制御を用いることにより、公平性を実現するとともに、網資源の有効利用を図ることができる。しかしながら、Max-Min フロー制御は集中型制御を前提にしており、帯域管理サーバは網内のすべての回線の使用状況、および、VC の接続状況を把握しておく必要がある。したがって、サーバの故障による割当制御の停止等、システムの管理運営上、問題が生じる。また、Max-Min フロー制御は帯域の公平な分割という観点から提案されたものであり、FRP に適用する場合には新たな検討が必要になる。すなわち、FRP では、エンド端末間の物理パスはコネクション設定時に決定し、バースト転送時に高速に帯域を予約することを目的としている。従って、端末からの帯域割当要求に対し、コネクション上のスイッチが各々保持する接続回線に関する情報のみをもとにして帯域割当を行なうことが望ましい。そこで、本章では、VC 間の公平性をできるだけ確保しながら、各スイッチが有する情報によってのみ、バーストに対する帯域割当を実現するための半分散型制御を提案し、その性能評価を行なう。

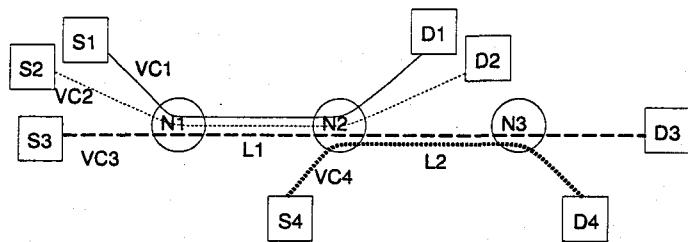


図 4.1: 網モデル

4.1.2 FRP における半分散型 Max-Min フロー制御の実現

半分散型 Max-Min フロー制御をバースト帯域予約方式において実現するため、以下の制御を行なう。各スイッチは、それぞれの出力回線ごとに、VC ごとに割当帯域、仮割当帯域、予約帯域の情報テーブルを保持している。ここで、

- 「割当帯域」：実際に VC に対して割り当てられ、VC が使用中の帯域。各 VC の割当帯域の総計が出力回線容量を超えてはならない。
- 「仮割当帯域」：帯域再割当によって VC に仮に割り当てられた帯域。新たに到着した帯域予約要求に対して、他の VC に割り当てられた帯域は新たに設定しなおされ、仮割当される。
- 「予約帯域」：帯域予約要求により予約された帯域。予約された帯域は後述の帯域再割当の対象とはならない。

スイッチにおける「予約」「仮割当」「割当」処理にともなって、このテーブルが更新される。

4.1.2.1 送信側端末の動作

- 新しくバースト転送の必要性が生じた場合、送信側端末では以下のような処理が行なわれる。

- 新しいバーストの発生：バースト転送の必要性が生じた場合には、送信側端末は帯域予約要求セルと呼ばれるフォワードセル（網内を受信側端末に向かう方向に転送される制御セル）を当該 VC の 1 段目の交換機に対して送出し、最大要求帯域と最小許容帯域を通知する。
- 帯域予約成功を通知された場合：VC 経路上のすべての交換機において帯域予約が成功すると、受信側端末から帯域予約成功通知セルと呼ばれるバックワードセル（網内を送

信側端末に向かう方向に転送される制御セル) によって帯域予約成功および予約帯域が通知される。しかしながら、経路上の交換機で予約された帯域はそれぞれ異なる可能性があるため、送信側端末は予約帯域確定セルと呼ばれるフォワードセルを送出し、予約帯域の確定を行なう。予約帯域確定セルには送信側端末から通知された予約帯域(各交換機で予約された帯域の最小値)が書き込まれており、交換機はこの値に従って予約帯域の確定を行なう。送信側端末は帯域確定セルに続けてただちにバーストの送出を開始する。

- 帯域予約失敗を通知された場合: VC 経路上のいずれかの交換機から送出された、帯域予約の失敗を通知する帯域予約失敗通知セルと呼ばれるバックワードセルを受信した送信側端末は、帯域予約を再試行するためにバックオフと呼ばれる待ち合わせを開始する。本方式においては送信側端末は帯域予約要求時に最小許容帯域を申告しており、経路上のいずれかの交換機における割当可能な帯域が最小許容帯域を下回る場合には、帯域予約要求は拒否され、帯域予約失敗が送信側端末に通知される。

2. 交換機は帯域予約要求セルを受信すると、帯域を VC 間で公平に分割するために、帯域再割当手順を開始する。その結果、すでにバースト転送を行なっている VC (以降ではアクティブ VC と呼ぶ) に割り当てられた帯域が変更される可能性もある。以下では交換機から送出された割当帯域の変更に関する通知を受信した送信側端末の動作について述べる。

- 割当帯域の変更が通知された場合: バースト転送中の送信側端末は、経路上のいずれかの交換機から送出されたレート変更通知セルによって割当帯域の変更を通知されると、通知された変更後のレートと、現在の送出レートとの比較を行なう。現在の送出レートの方が高い場合には、ただちに送出レートを通知されたレートに変更し、バースト転送を継続する。さらに、経路上のすべての交換機に送出レートの変更を通知するため、帯域再割当要求セルと呼ばれるフォワードセルを送出する。レート変更通知セルを送出した交換機以外の交換機は、帯域再割当要求セルを受信すると、帯域再割当手順を開始する。

逆に、新しく通知されたレートよりも現在の送出レートの方が低い可能性もある。例えば、回線を共有しているある VC がバースト転送を終了し、帯域を解放した場合、帯域の有効利用を図るために解放された帯域をバースト転送継続中の VC で分け合うとい

う制御を行なうため、割当帯域が増加される。しかしながら、このようなレート変更通知に対してただちに送出レートを増加すると、網内の輻輳を引き起こす可能性がある。そこで、送信側端末はまず帯域再割当要求セルを送出し、網から帯域の再割当完了が通知されたのちに送出レートの変更を行なう。

- 帯域再割当の完了が通知された場合: 送信側端末は帯域再割当完了通知セルにより受信側端末から帯域の再割当が完了したことを通知されると、再割当帯域確定セルを送出することにより割り当てられた新しい帯域の確定を行ない、ただちにバーストの送出レートを変更する。

3. 送信側端末はバースト転送が終了すると、割り当てられた帯域を解放する。

- バースト転送の終了: バーストの転送が終了すると、送信側端末は割り当てられた帯域を解放するために、帯域解放要求セルと呼ばれるフォワードセルを送出し、次のバーストの到着を待つ。帯域解放要求セルを受信した交換機は、当該 VC に割り当てた帯域を解放し、帯域再割当手順を開始する。

4.1.2.2 交換機の動作

- 帯域の予約が要求された場合: 送信側端末の送出した帯域予約要求セルを受信した交換機は、帯域再割当手順を開始する。本章で提案する半分散型 Max-Min フロー制御方式では、帯域予約要求に対して交換機は当該 VC のための帯域を予約し、他のアクティブ VC に割り当てた帯域の再割当を行なう。

帯域再割当手順では、交換機はまず回線容量をアクティブ VC 数に 1 (帯域予約を要求している VC) を加えたもので分割し、新しく割り当てる帯域量を決定する。その後、以下のいずれかの処理を行なう。

1. 算出後の帯域量がいずれかの VC の最小許容帯域を下回った場合には、帯域予約を拒否し、帯域予約失敗通知セルと呼ばれるバックワードセルを送信側端末に向けて転送する。当該 VC の経路中で帯域予約失敗通知セルを受信した交換機は、すでに予約していた帯域を解放する。

2. 算出後の帯域量がすでに前段の交換機までで予約している帯域量を超える場合がある。

前段の交換機で予約した帯域量は帯域予約要求セルに書き込まれており、このような比較が可能となる。この場合には、交換機は帯域予約要求セルに書き込まれた帯域量での予約を行ない、残りの帯域をアクティブ VC で分割する。

3. 算出後の帯域量が前段の交換機までで予約している帯域量を下回る場合には、交換機で算出した帯域を予約し、帯域予約要求セルに予約帯域を書き込み、次段の交換機に転送する。

2. および 3. では、帯域予約は成功し、交換機は帯域予約要求セルを VC 経路上の次段の交換機に転送し、情報テーブルの「予約帯域」を更新する。

次に、回線容量のうち、他の VC が予約していない帯域をアクティブ VC で分割する。分割した帯域はそれぞれの VC に仮割当され、レート変更通知セルと呼ばれるバックワードセルによって新たな割当帯域を送信側端末に通知する。さらに、情報テーブル中の「仮割当帯域」を更新し、再割当帯域確定セル受信後「割当帯域」を更新する。

ただし、すでに予約された帯域はその帯域を予約した VC によって後程使用されるため、帯域再割当手順では再割当の対象としない。従って、回線容量のすべてが他の VC によって予約されている場合には、交換機は帯域予約要求を拒否し、帯域予約失敗通知セルと呼ばれるバックワードセルによって帯域予約の失敗を送信側端末に通知する。

- 帯域の再割当を要求された場合: 一般に、VC の経路上には複数の交換機が存在し、また同一の回線を複数の VC で共有している。従って、複数箇所で同時に帯域再割当手順が開始される場合もあり、その場合には同じ VC に異なる帯域を仮割当する可能性がある。そこで、交換機は送信側端末の送出した帯域再割当要求セルと呼ばれるフォワードセルを受信すると、セルに書き込まれた帯域量と、すでに仮割当した帯域量を比較し、以下のうちのいずれかの処理を行なう。

1. 仮割当した帯域が帯域再割当要求セル中の帯域より大きい場合: 帯域再割当要求セル中に書き込まれた帯域量を用いると、予約帯域と仮割当帯域の総和が回線容量を超過するため、交換機は帯域再割当要求を拒否し、帯域再割当失敗通知セルと呼ばれるバックワードセルを送信側端末に転送することにより、帯域再割当の失敗を通知する。帯域再

割当要求失敗通知セルを受信した送信側端末はこれまでの送出レートを維持し、バースト転送を継続する。

2. 仮割当した帯域が帯域再割当要求セル中の帯域より小さい場合: 交換機はセル中に書き込まれた帯域量に従って帯域を予約し、次段の交換機に帯域再割当要求セルを転送する。交換機は予約帯域量を情報テーブルの「予約帯域」に書き込み、「仮割当帯域」を 0 にする。

帯域再割当手順を行なっていない交換機が帯域再割当要求セルを受信した場合には、帯域予約要求セルを受信したものとして処理を行なう。

- 再割当帯域の確定が要求された場合: 再割当帯域確定セルを受信した交換機は、セル中に書き込まれた帯域量に従って帯域の割当を行なう。すなわち、情報テーブル中の「割当帯域」を更新し、「予約帯域」を 0 にする。経路上のすべての交換機で帯域確定処理が成功した場合には、受信側端末より再割当完了通知セルと呼ばれるバックワードセルが送出され、送信側端末に帯域確定処理の完了が通知される。送信側端末は再割当完了通知セルに書き込まれたレートに従い、ただちに送出レートを変更する。

4.1.2.3 半分散型 Max-Min フロー制御における制御例

例えば、図 4.1において、すでに VC1, VC2 および VC4 が帯域を割り当てられ、バーストの転送を行っているものとする。ただし、それぞれの割当帯域は VC1, VC2 が 75 Mbps, VC4 が 150 Mbps である。また、本例中各スイッチ、端末における処理時間は 0 としている。送信側端末 S3 において新たなバースト転送の要求が発生した場合、S3 は帯域予約要求セルをスイッチ N1 に送信する(図 4.2(a))。スイッチ N1 は回線 L1 の容量を VC3 を含めたアクティブ VC 数 3 で分割し、VC1, VC2 の帯域を 50 Mbps で予約し、送出レートの変更を S1 および S2 に通知する。また、同時に VC3 に 50 Mbps の帯域を仮割当し、帯域予約要求セルに割当レート(50 Mbps)を書き込みスイッチ N2 に転送する(図 4.2(b))。スイッチ N2 は帯域予約要求セルを受信すると、回線 L2 の容量 150 Mbps をアクティブ VC 数 2 でわった値(75Mbps)と、既にセルに書き込まれた割当帯域(50Mbps)を比較する。その結果、スイッチはより小さい 50 Mbps で帯域の仮割当を行い、スイッチ N3 へ予約セルを転送する。さらに、残りの容量 100 Mbps を VC4 の予約帯域とし、S4 ～ 150 Mbps から 100 Mbps への送出レート変更を通知する。また、レート変更を通知された

送信側端末 S1, S2 は通知レートへの帯域再割当要求セルを送出すると同時に、送出レート (75 Mbps) を通知レート (50 Mbps) に変更する (図 4.2(c)). スイッチ N3 は予約セルを受信側端末 D3 へ転送し、端末 D3 は予約セルに書き込まれた転送レートを送信側端末 S3 に通知する。また、送信側端末 S4 は通知レートへの再割当要求セルを送出すると同時に、送出レート (150 Mbps) を通知レート (100 Mbps) に変更する。スイッチ N1 は送信側端末 S1, S2 からの帯域再割当要求セルを受信し、帯域の仮割当を行い、帯域再割当要求セルをスイッチ N2 に転送する (図 4.2(d)). 送信側端末 S3 は通知されたレート (50 Mbps) での帯域予約帯域確定セルを送出し、ただちにレート 50 Mbps でバースト転送を開始する。また、スイッチ N2 は帯域再割当要求セルを受信し、VC4 への帯域仮割当を行い、セルをスイッチ N3 へ転送する。スイッチ N2 は、受信した VC1, VC2 の帯域再割当要求セルをそれぞれの受信側端末 D1, D2 に転送し、受信側端末は割当レートを送信側端末に通知する (図 4.2(e)). 予約帯域確定セルを受信した各スイッチは、50 Mbps を VC3 に割り当てる。また、送信側端末 S1, S2 は受信側端末からの通知セルを受信し、通知されたレート (どちらも 50 Mbps) での帯域確定要求セルを送信する。このようにして、VC3 の帯域予約要求に対し、網全体で帯域の再割当が行われ、その結果、それぞれの VC の割当帯域は VC1～VC3 50 Mbps, VC4 100 Mbps となり、集中型 Max-Min フロー制御と同様の割当になる。

以上のように、半分散型 Max-Min フロー制御では、各スイッチは網全体の状況を知る必要がなく、それぞれの接続回線に関する情報をもとに公平な帯域割当を行なおうとする。しかしながら、最初に帯域予約要求セルを送出してから、バースト送出を開始するまでには、双方向伝搬遅延および各スイッチにおける処理時間分の遅延が生じる。また、他の VC への帯域仮割当により帯域予約失敗となる可能性があるため、複数のスイッチ (回線) を経由する VC は帯域予約に失敗する可能性が大きくなる。したがって、特に高負荷の場合には経由スイッチ (回線) 数による不公平が生じ得る。

4.2 性能評価

4.2.1 シミュレーションモデル

本章では、図 4.3 に示す網を対象とし、シミュレーションにより帯域割当制御の性能評価を行う。網は N1 から N4 までの 4 つの ATM スイッチからなり、4 本の回線 (L1 から L4) が帯域予約の対象となる。また、図中 S1 から S5 は送信側端末、D1 から D5 は受信側端末をそれぞれ表す。

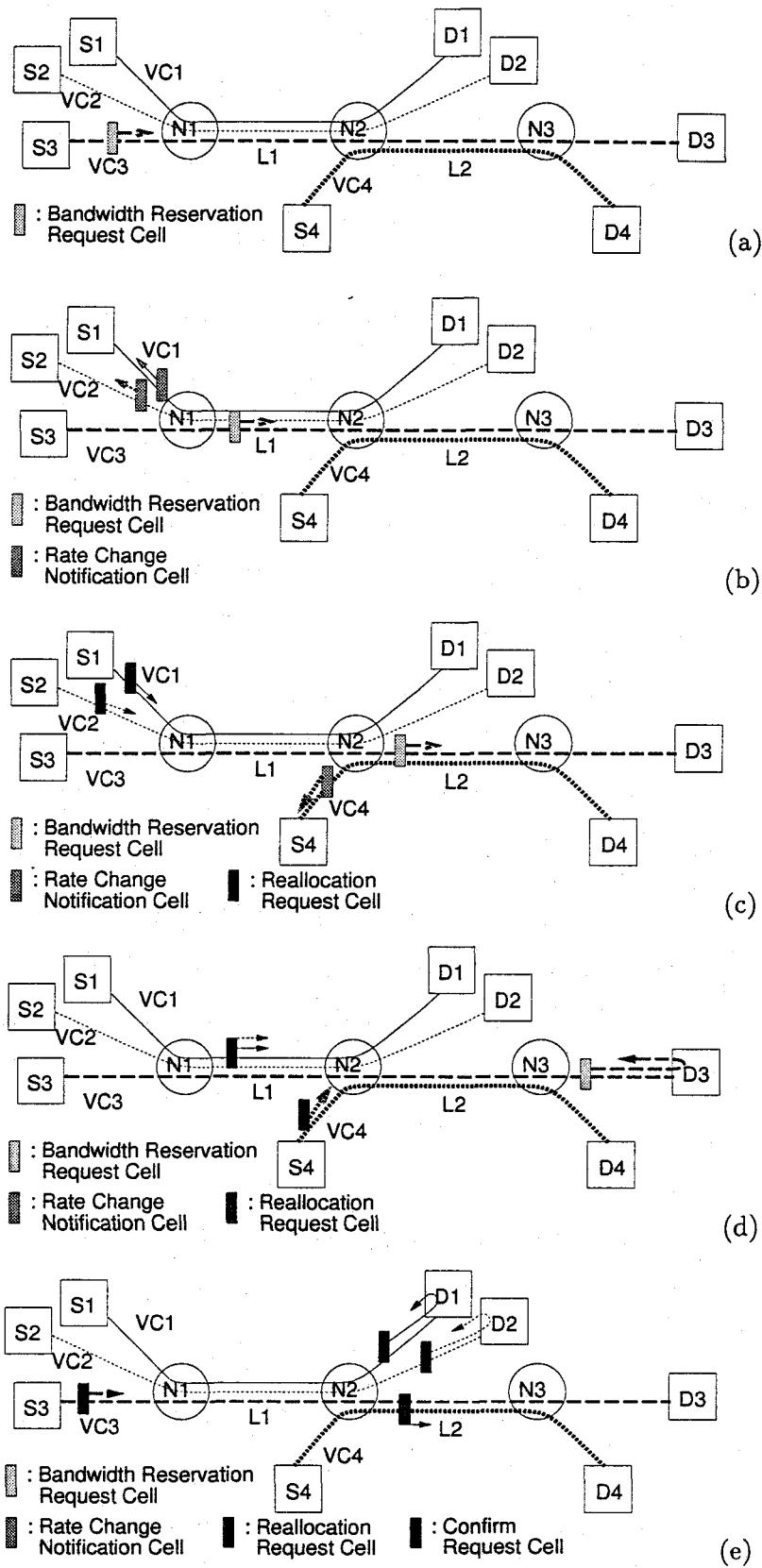


図 4.2: 半分散型 Max-Min フロー制御による帯域割当例

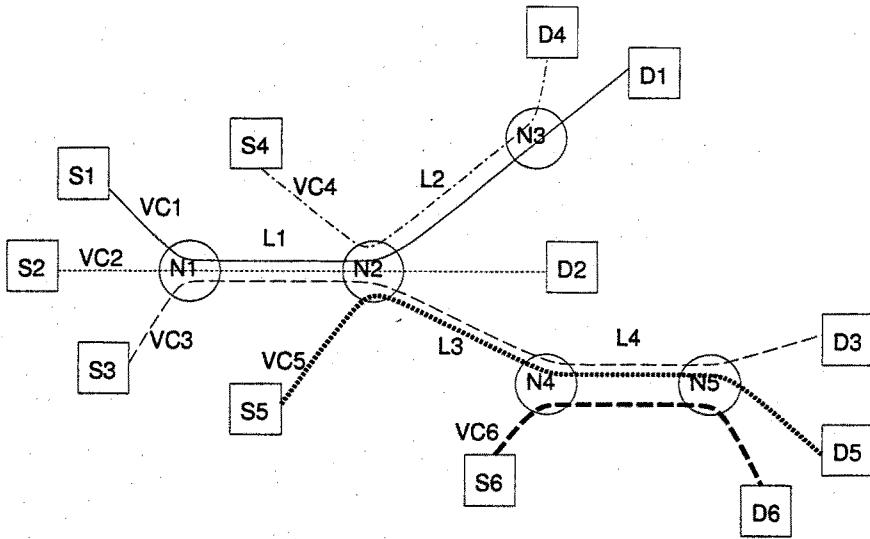


図 4.3: シミュレーション網モデル

それぞれの回線容量は 150 Mbps とする。また端末-スイッチ間の伝搬遅延を 1 セルスロット時間 (150Mbps で約 $2.7\mu\text{sec}$, およそ 500m) とし, スイッチ間の回線伝搬遅延を全て等しく 1~60 セルスロット時間 (およそ 500m~30km) と変化させる。例えば回線伝搬遅延が 40 セルスロット時間の場合, VC3 の片方向伝搬遅延は 122 セルスロット時間 (約 61km) となる。全ての VC が同時に帯域を使用した場合, Max-Min フロー制御に基づいた帯域割当では, VC1~VC3 および VC5~VC6 の割当帯域は 50 Mbps, VC3 の割当帯域は 100 Mbps となる。

また, 送出バーストサイズは平均 100 KByte の指数分布に従うものとする。バースト転送終了から次のバースト発生までの時間も指数分布に従うものとし、その平均は、負荷 ρ を与えた時,

$$\frac{\text{バースト長} \times 1024 \times (1.0 - \rho)}{\rho \times 53} \quad \text{sec}$$

として導出した。したがって, 実際の網への入力トラヒック量は, 伝搬遅延時間等により変動する。

また, 性能評価においては, VC がバーストを 10,000 個転送し終るまでシミュレーションを行った。

本章では, Max-Min フロー制御に基づく帯域割当制御方式 (以下, 集中型 Max-Min 方式), 半分散型 Max-Min フロー制御に基づく帯域割当制御方式 (半分散型 Max-Min 方式), および, Max-Min フロー制御は行わず, 帯域予約失敗時にはバックオフを行った後に再予約を行う制御方式 (バックオフ方式) [43] の 3 方式を対象に性能評価を行う。集中型 Max-Min 方式では, 全ての送信側端末は帯域予約要求を帯域管理を行うサーバに対して送出するが, 送信側端末とサーバ間の伝搬遅

延は送信側端末の位置によらず等しく、VC3 の片方向伝搬遅延の $1/2$ とした。また、帯域予約失敗時の平均バックオフ時間を 150Mbps でのバースト転送時間の約 3 倍 (6,000 セルスロット時間 (約 16msec)) [43] とする。ただし、バックオフ方式では、常に回線容量に等しい 150 Mbps での帯域予約を行う。

4.2.2 各方式の性能比較評価

まず、図 4.4 に、バックオフ方式および集中型 Max-Min 方式の負荷とスループットの関係を示す。ただし、回線伝搬遅延時間を 1 セルスロット時間とする。図には、特に網内で最も VC 数の多い回線 L1 をとおる VC1, VC2 および VC3 の性能を示す。また、これらの VC はそれぞれ 1 ホップ、2 ホップおよび 3 ホップ VC である。ただし、ここでは「ホップ数」は VC の経由する回線数を意味するものとする。

従来のバックオフ方式では常に回線容量に等しいレートでの帯域予約を行うため、高負荷時には帯域予約失敗の確率が高くなり、スループットが低下する。バックオフ方式では VC の経由する全ての回線に対して帯域予約が成功する必要があるため、ホップ数の大きいものほどスループットが低下している。したがって、同一回線をとおる VC 間の割り当て帯域に関して不公平な状態になっている。

一方、図に示されるとおり、集中型 Max-Min 方式では、帯域を管理するサーバが網内の全ての回線の使用状況を把握し、網情報を用いて帯域を割り当てるため、VC 間の公平性が実現されている。ただし高負荷時には、ホップ数の多い VC1, VC3 はそれぞれ回線 L2 および回線 L3, L4 での帯域割当の影響を受け、スループットが低下する。最後に、図 4.5 に半分散型 Max-Min 方式の性能を示す。集中型 Max-Min 方式と同様に、ホップ数による性能差は小さい。また、本方式では FRP を用いた動的帯域割当制御を行うため、帯域予約失敗の確率が低く、負荷増大による影響も小さい。

4.2.3 伝搬遅延時間の影響

半分散型 Max-Min 方式では帯域予約開始から帯域割当終了まで少なくとも両方向伝搬遅延分の時間が必要であり、伝搬遅延時間の影響を考慮する必要がある。そこで、本節では、回線伝搬遅延時間を 1~60 セルスロット時間に変動させ、その影響について評価する。1 ホップ VC であ

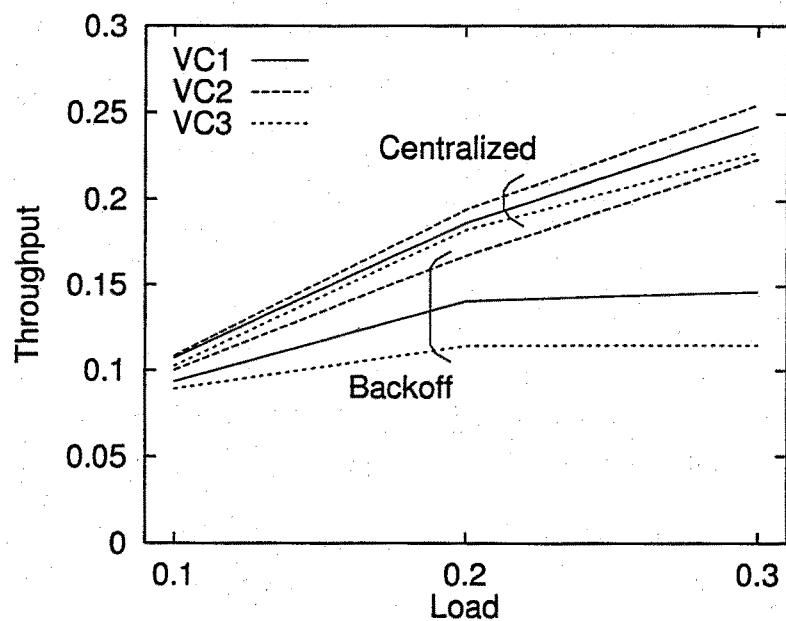


図 4.4: バックオフ方式および集中型 Max-Min 方式における負荷とスループット

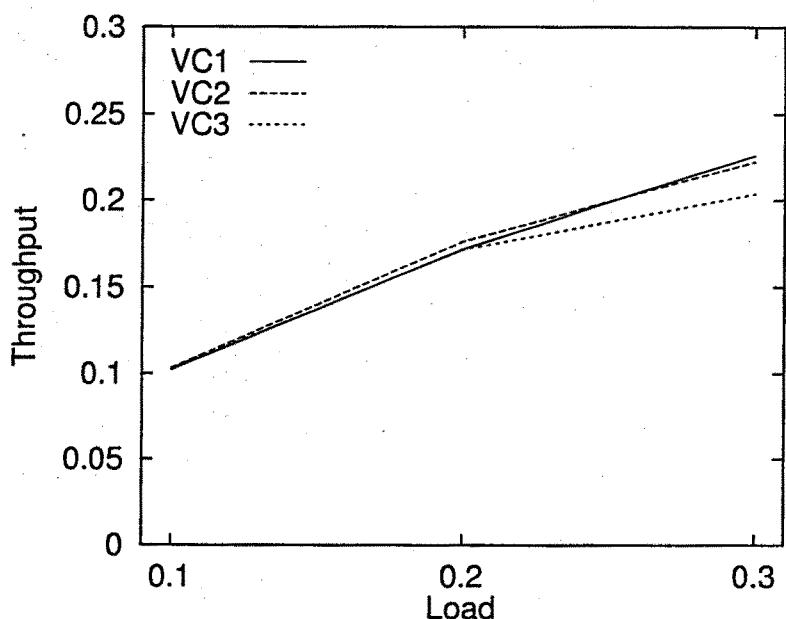


図 4.5: 分散型 Max-Min フロー制御方式における負荷とスループット

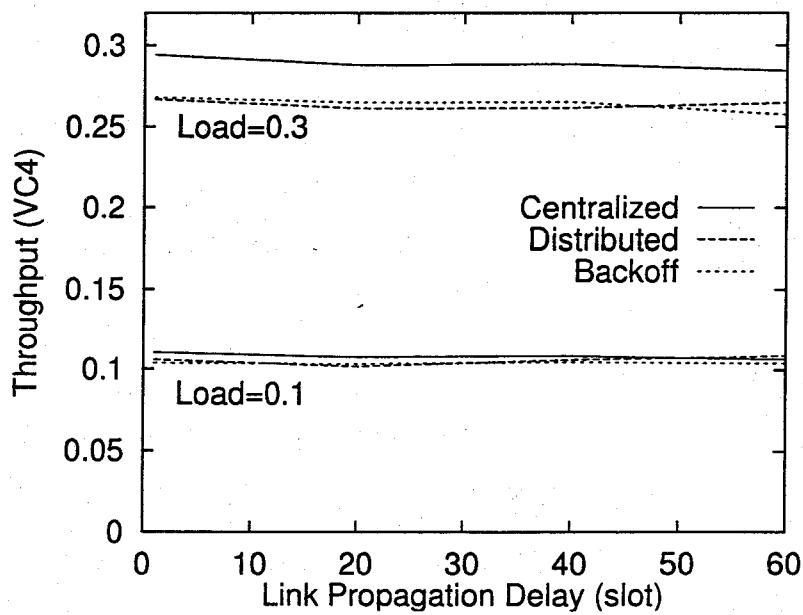


図 4.6: VC4 における回線伝搬遅延とスループット

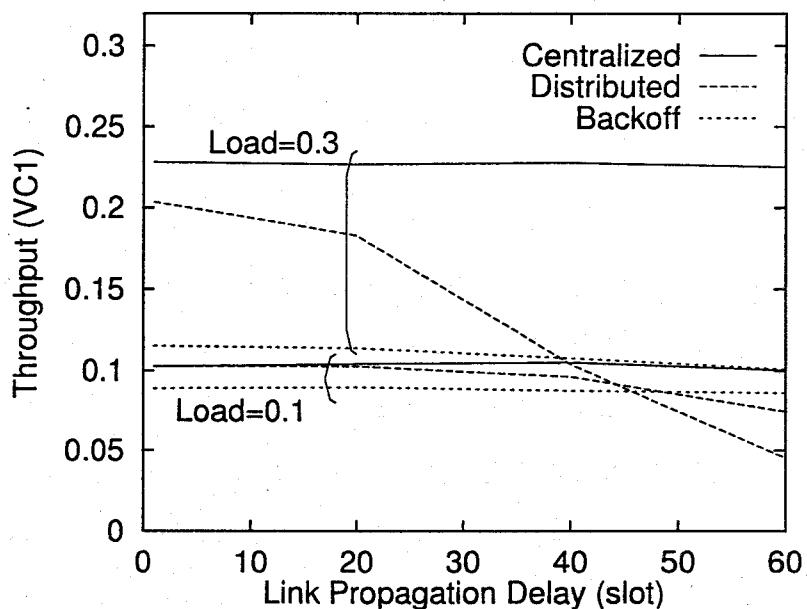


図 4.7: VC3 における回線伝搬遅延とスループット

る VC4 の負荷 0.1 および 0.3 の時の、スループットと回線伝搬遅延の関係を図 4.6 に示す。ただし、図中 “Centralized” は集中型 Max-Min 方式，“Distributed” は半分散型 Max-Min 方式，“Backoff” はバックオフ方式の性能をそれぞれ示す。図より、負荷が高い場合には、半分散型 Max-Min 方式

とバックオフ方式で帯域予約失敗による性能劣化が見られるが、1ホップVCでは伝搬遅延の影響は小さく、帯域割当制御方式の違いによる性能差はあまりない。

一方、ホップ数の大きいVC3については、VC4と同様に、負荷が低い場合にはリンク伝搬遅延や帯域割当制御方式の違いによる性能差は小さい(図4.7)。しかしながら、負荷が高くなると、その差は顕著になる。集中型Max-Min方式は網情報に基づき帯域割当を行うため帯域予約に失敗することがなく、また回線伝搬遅延の変化による影響を受けにくいため、常に安定した性能を示す。しかしながら、VC3はホップ数が多いため、図4.4にも示されるとおり、高負荷時にはスループットが低下する。またバックオフ方式では、Max-Minフロー制御を行わず、常に回線容量に等しい帯域の割当を要求するため、負荷増大にともない帯域予約に失敗する確率が高くなり、スループットが低下する。一方、半分散型Max-Min方式は動的帯域割当を行うため、バックオフ方式に比べ帯域予約に失敗する確率が低い。しかしながら、回線伝搬遅延が大きくなるに従い、帯域再割当の制御が送信側端末に到達するまでの遅延時間が増大するため、動的帯域割当制御が十分な効果をあげることができない状態に陥ってしまう。そのため、図に示されるとおり、回線伝搬遅延がある程度大きくなると(40セルスロット時間約100μsec)，バックオフ方式よりもスループットが低下する。

4.3まとめ

本章では、ATM LANにおけるバースト帯域予約方式を対象とした公平性の検討を行なった。本章では、VC間の公平性を実現するためMax-Minフロー制御をバースト帯域予約方式に適用した方式を、その有効性をシミュレーションによって示した。

数値例を通して、提案方式である半分散型Max-Min方式により、特にスイッチ間の回線伝搬遅延が50セルスロット時間(約130μsec, 25km程度)以下の小規模な網において、Max-Minフロー制御に基づいた公平な帯域割当が可能であることが明らかになった。さらに、本方式では動的な帯域割当を行うことにより、帯域予約失敗の確率を低く抑え、高いスループットを得ることができることが明らかになった。今後は伝搬遅延時間の大きい場合についても有効な方式を検討する必要があるものと考える。

第 5 章

ATM 網におけるバースト帯域予約方式による高速データ転送の性能評価

FRPにおいては、データ送出の必要に応じて、各ユーザは網と交渉することにより、バースト単位で帯域を獲得する。網側で帯域割当を行なうには、エンドノード間での帯域管理が必要なため、バーストの受付の可否の結果に関わらず、最良時でも双方向伝播遅延時間分の待ちが必要となる。そこで、本章では VP (Virtual Path)/VC (Virtual Circuit) 概念 [51] を導入した ATM 網を想定する。すなわち、VP をあらかじめエンドノード間で設定してあるものとし、VP を分割した VC を用いてバーストを転送するものとする。また、ユーザとしてデータ端末を対象とし、その送出レートは網との交渉により調節できるものとする。

ユーザからデータ転送のための呼接続要求が発生すると、網はその時点の受け付け呼数を調べ、受付/呼損を決定する。受け付けた呼からバースト転送要求が発生すると、網はその時点での VP の空き容量を調べ、割り当てる VC チャネルの転送速度をユーザに通知する。空き容量がない場合には、そのバーストの送出開始は、VC チャネルに空きができるまで遅らせる。このような方式は、バースト単位での高速回線交換 (Fast Circuit Switching) の実現を目指すものであり、統計多重方式に比べ、より柔軟な帯域割り当てが行なえるが、バーストごとに帯域を割り当てるためのオーバヘッドが問題となる。本章では、上記のようなバースト単位での帯域割当方式に基づいたデータ転送の評価を解析的手法によって行ない、適切な VP チャネルの分割法を検討する。なお、統計多重方式を用いて、マルチメディア環境下でのファイル転送の性能評価を行なったものに文献 ([52]) がある。

5.1 解析

5.1.1 解析モデル

まず、エンドノード間で設定された VP チャネル容量を C (Mbps) とし、その VP チャネルをバースト転送のために複数の VC チャネルに分割すると考える。各 VC チャネルの容量は G 種類あるものとし、その容量によってクラス分けを行なう。クラス i ($1 \leq i \leq G$) に属するチャネルは同じ容量 C_i (Mbps) を持つものとし、そのクラスのチャネルの本数を N_i とする。従って、

$$C = \sum_{i=1}^G N_i C_i \quad (5.1)$$

が成立する。ただし、 $C_1 > C_2 > \dots > C_G$ とする。また、同時に VC チャネルを割り当てることのできる最大バースト数 N_C は、VC チャネル本数に等しく、

$$N_C = \sum_{i=1}^G N_i \quad (5.2)$$

VP 内の各 VC チャネルに対するバーストの割り当ては、VP チャネルの帯域制御部が行なうものと考える。

次に、対象とするエンド端末間を接続する VP のモデルとして、図 5.1 のような待ち行列網モデルを考える。この時、図 5.1 の VP チャネル部 Q_C については図 5.2 に示す待ち行列モデルで表される。ただし、図中 μ_i はクラス i に属する VC チャネルのサービス率である。 Q_C における待ちバッファは、実際に転送されたバーストが物理的なバッファに並ぶのではなく、送信側端末においてバースト転送開始を遅らせることを意味し、VP チャネルが空き次第、帯域制御部より送信側端末に対してバースト送出開始を知らせるメカニズムをモデル化したものである。VP チャネル部 Q_C に待ち行列(バッファ)を設けた場合に、同時に受け付け可能な呼数の最大値を最大受付呼数 N_R と表すものとする。すなわち、 N_R は、同時に VC チャネルを割り当てるごとの出来る最大バースト数 N_C と VP チャネル部 Q_C に設けたバッファのサイズ K の和に等しい。

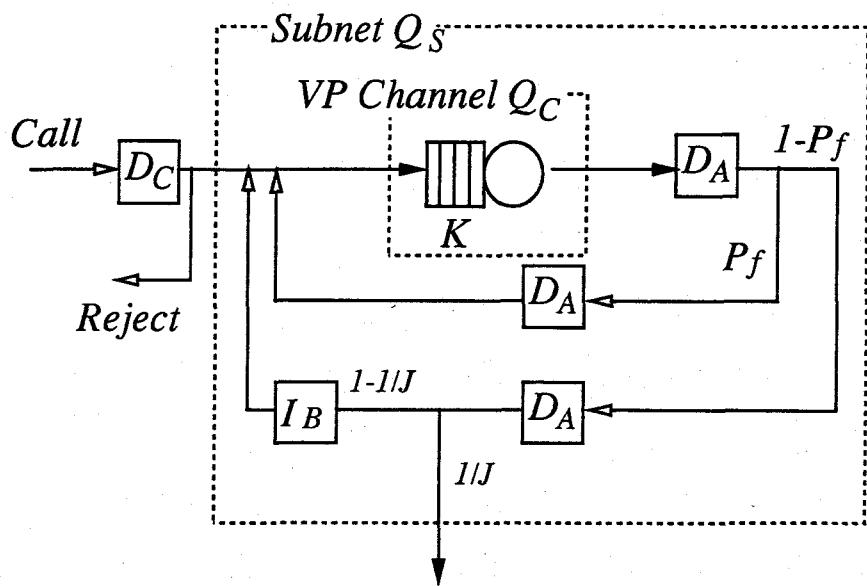


図 5.1: 帯域予約方式の評価のための待ち行列網モデル

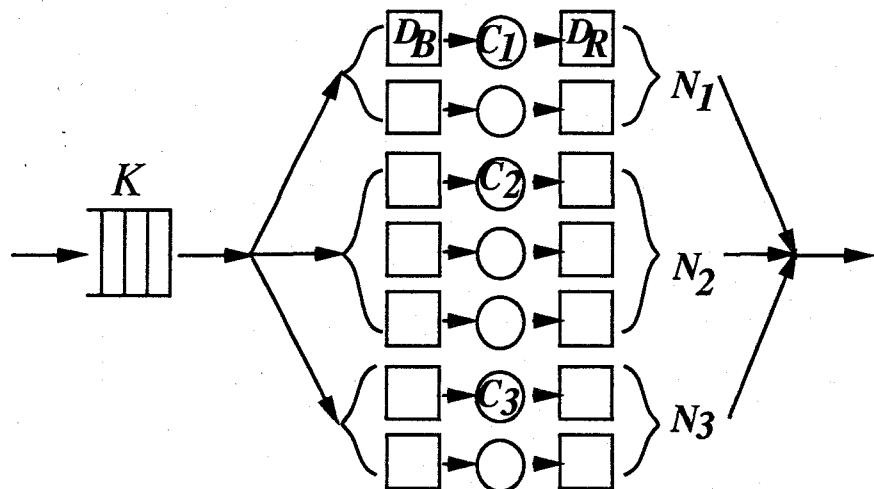


図 5.2: VP チャネル部 Q_C の待ち行列モデル

ここでは、着目する VP に接続されているエンド端末は、平均 Λ のポアソン過程にしたがってデータ転送のための呼接続要求を発生し、その要求は VP チャネルの帯域制御部に伝えられるものとする。 D_C msec の処理時間後、呼の接続要求は VP チャネルの状態によって受付/拒否が決定される。ただし、この時点では VCI (Virtual Channel Identifier) が決められるのみで、実際の帯域割当は行なわれない。受け付けられた呼がバースト転送を要求した時、 D_B msec の処理時間

の後、その VC に対する帯域割当が実際に決定される。すなわち、チャネルに空きがあれば、空いているチャネルのうち最も容量の大きなチャネルをバーストに割り当て、送信側端末にその容量を通知する。送信側端末は、通知されたレートに従って、幾何分布に従う平均 F_t Byte のバーストの送出を行なうとする。一方、チャネルに空きがなければ、空きを待ち、その後にバースト転送を行なう。

バーストの転送を終了した送信側端末は、 D_R msec 時間後チャネルを解放し、バーストに対する受信ノード側からの Ack を待つ。片方向伝播遅延 (D_A sec) の後、Ack を受けとった送出端末は、幾何分布に従う平均 I_B sec の間隔の後、次のバーストを発生するものとする。一方、バーストを構成するセルにビット誤りが発生した場合には、Nack を受けとり、バースト再送をおこなうための帯域割当を直ちに要求する。送信側端末は、このように、幾何分布に従う平均 J 個のバーストを転送し終えるまで、VC チャネルの帯域要求/バースト送出を繰り返すものとする。

本方式においては、統計多重は行なわないため、バースト単位での誤りは、伝送路上ビット誤りにより生じるセル棄却のみに起因すると考えることができる。すなわち、ビット誤りによるセル棄却率を P_c 、セルペイロード長を C_l とすると、バースト誤り率 P_f は

$$P_f = 1 - (1 - P_c)^{\lceil \frac{F_b}{C_l} \rceil} \quad (5.3)$$

で与えられ、この確率でバーストの再送を行なうものとする。

5.1.2 解析アルゴリズム

まず、図 5.1 に示すサブネット Q_S を一つの待ち行列網とみなして、サブネット内バースト数 N_R に依存したスループットを求める。つぎに、その結果をもとに最終的に呼損率を導出する。以下に、その概略を述べ、次節より、その詳細な導出を行なう。

[Step1] サブネット Q_S からチャネル部 Q_C を除いた待ち行列網を 1 つの Composite Queue [53]

とみなし、系内バースト数 M を $M = 0, 1, \dots, N_R$ とした場合のスループットを求め、それぞれ、 $\Lambda_0, \Lambda_1, \dots, \Lambda_{N_R}$ とする。

[Step2] VP チャネル部をモデル化した待ち行列 Q_C を解き、系内のバースト個数に関する定常状態確率、および、スループットを求める。その際、 Q_C の系内バースト数が i の時の到着率 λ_i は、残りの N_{R-i} 個のバーストが、チャネル部 Q_C を除いたサブネット Q_S にいる時のスループットと近似的に等しいとし、

$$\lambda_i = \Lambda_{N_R-i} \quad (5.4)$$

とする。この時に得られるスループットが、サブネット Q_S のバースト転送能力を示す。

[Step3] Q_C で得られたスループットをもとに、図 5.1 に示す待ち行列網全体の性能指標となるデータ転送の呼損率、平均遅延を導出する。

以下、5.1.3節では上記 Step 1 における Composite Queue の解析手法、5.1.4節では Step 2 における VP チャネル部の解析手法、5.1.5節では Step 3 における性能指標の導出について述べる。

5.1.3 Composite Queue の解析

まず、サブネット Q_S からチャネル部 Q_C を取り除いた待ち行列網を 1 つの Composite Queue とみなし、バースト単位のスループットを求める。すなわち、図 5.3 のような Composite Queue モデルを考え、系内バースト数 M を $M = 0, 1, \dots, N_R$ とおいた時のスループットを求め [53]、それぞれ、 $\Lambda_0, \Lambda_1, \dots, \Lambda_{N_R}$ とする。これを、次節で述べる VP チャネル部 Q_C への到着率として用いる。ここで用いる手法は近似解析であるが、従来より広く用いられてきた手法であり、その近似精度の妥当性も検証されてきたものであるため、ここでは、この手法をそのまま用いる。

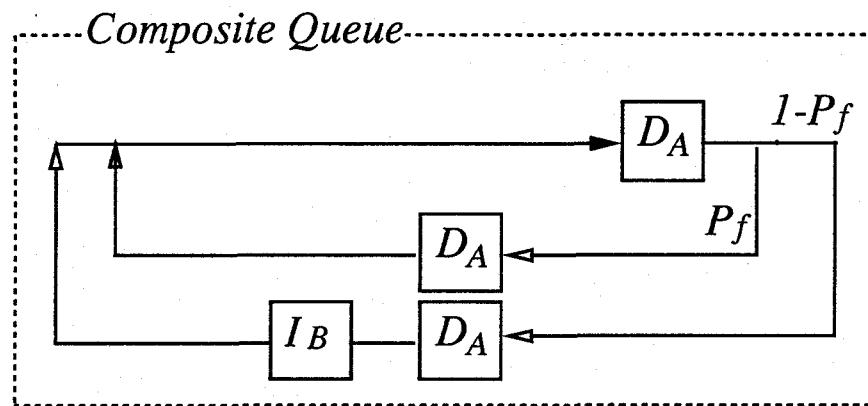


図 5.3: Composite Queue モデル

5.1.4 VP チャネル部 Q_C の解析

本章では、VP を 3 クラス ($G = 3$) の VC チャネル群に分けた場合の解析法を示すが、拡張により、同様の手法で $G \geq 4$ の場合についても解析は可能である。なお、本節で扱う待ち行列モデ

ルは文献 ([54])においても解析手法が示されている。しかしながら、以下に示す定常状態確率を陽には求めていないため、本章に示す解析には適用できないため、新たな解析手法を以下に示す。

まず、最大系内バースト数 $N_C = N_1 + N_2 + N_3$ とし、待ち行列に並ぶことのできるバースト数 $K = 0$ の場合を考える ($N_R = N_C$)。これは、VC チャネルに空きがない場合には、データ転送送信要求呼を受け付けない場合に相当する。なお、 $N_R > N_C$ の場合への拡張については、後に示す。

今、待ち行列 Q_C 内バースト数が n 、各クラス i のサーバでサービスを受けているバースト数が n_i ($\leq N_i$) となる状態の集合を $\pi_n = \{(n_1, n_2, n_3) \mid n_1 + n_2 + n_3 = n\}$ と表す。また、この集合内要素の列挙順序は、辞書降順 (descendent lexical order) とし、その要素数を ω_n とする。すなわち、 $\omega_n = |\pi_n|$ 。さらに、集合 π_i を、 $\pi_i = \{\pi_i(j) \mid 1 \leq j \leq \omega_i\}$ と表す。例えば、

$$\pi_1 = \{\pi_1(1), \pi_1(2), \pi_1(3)\} = \{(1, 0, 0), (0, 1, 0), (0, 0, 1)\}$$

また、系内バースト数が n である状態集合 π_n の定常状態確率をベクトル表現したものを $\mathbf{p}(n)$ とし、また、 $p(n, i) = \text{Prob}[\pi_n(i)]$ を状態 $\pi_n(i)$ の定常状態確率と表すとする。すなわち、

$$\mathbf{p}(n) = (p(n, 1), p(n, 2), \dots, p(n, \omega_n)) \quad (5.5)$$

これより、系内バースト数が n である定常状態確率を p_n であらわすと、

$$p_n = \sum_{i=1}^{\omega_n} p(n, i) \quad (0 \leq n \leq N_C) \quad (5.6)$$

となる。また、クラス i に属する VC チャネルのサービス率 μ_i を

$$\mu_i = \frac{1}{\frac{F_b}{C_i} + D_B + D_R} \quad (5.7)$$

で与え、以下の表記の簡単化のために、

$$\mu = \sum_{i=1}^G N_i \mu_i \quad (5.8)$$

とする。この時、平衡状態方程式は次のように表すことができる。

$$\mathbf{P} \mathbf{Q} = \mathbf{0} \quad (5.9)$$

ただし、 \mathbf{P} は定常状態確率を表す行ベクトルであり、

$$\mathbf{P} = (\mathbf{p}(0), \mathbf{p}(1), \dots, \mathbf{p}(N_C)) \quad (5.10)$$

とする。また、 \mathbf{Q} は状態遷移行列であり、

$$Q = \begin{pmatrix} A_0 & \Lambda_0 & & & \\ M_1 & A_1 & \Lambda_1 & & 0 \\ & M_2 & A_2 & \Lambda_2 & \\ & \ddots & \ddots & \ddots & \\ 0 & & M_{N_C-1} & A_{N_C-1} & \Lambda_{N_C-1} \\ & & & M_{N_C} & A_{N_C} \end{pmatrix} \quad (5.11)$$

ただし行列 $M_k, A_k, \Lambda_k (0 \leq k \leq N_C)$ はそれぞれ次のように表される.

$$M_k = (m_k(i, j) \mid 0 \leq i \leq \omega_k, 0 \leq j \leq \omega_{k-1}) \quad (5.12)$$

ただし, i 行目の状態 $\pi_k(i)$ が (n_1, n_2, n_3) , j 列目の状態 $\pi_k(j)$ が (n'_1, n'_2, n'_3) とすると,

$$m_k(i, j) = \begin{cases} n_1\mu_1 & \text{if } n_1 = n'_1 + 1, n_2 = n'_2, n_3 = n'_3 \\ n_2\mu_2 & \text{if } n_1 = n'_1, n_2 = n'_2 + 1, n_3 = n'_3 \\ n_3\mu_3 & \text{if } n_1 = n'_1, n_2 = n'_2, n_3 = n'_3 + 1 \end{cases}$$

また,

$$\Lambda_k = (l_k(i, j) \mid 0 \leq i \leq \omega_k, 0 \leq j \leq \omega_{k+1}) \quad (5.13)$$

ただし,

$$l_k(i, j) = \begin{cases} \lambda_k & \text{if } i = j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

さらに,

$$A_k = (a_k(i, j) \mid 0 \leq i \leq \omega_k, 0 \leq j \leq \omega_k) \quad (5.14)$$

ただし,

$$a_k(i, j) = \begin{cases} -\lambda_k - \sum_{s=1}^{\omega_{k-1}} m_k(i, s) & \text{if } i = j \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

以上より, 定常状態確率ベクトル $p(k) (0 \leq k \leq N_C)$ が求められる [48].

次に, $N_R > N_C$ とし, 待ち行列を許す場合のための補正を行なう. 待ち行列長が j である確率を p_{N_C+j} とすると, 図 5.5 に示す状態遷移図より,

$$p_{N_C+j} = p_{N_C+j-1} \frac{\lambda_{N_C-j}}{\mu} \quad (0 \leq j \leq N_R - N_C) \quad (5.15)$$

が成立する。従って、

$$p_{N_C+j-1} = \frac{\lambda_{N_C} \lambda_{N_C+1} \dots \lambda_{N_R-1}}{\mu^{N_R-N_C}} p_{N_C} \quad (5.16)$$

なる関係がある。最後に p_k ($0 \leq k \leq N_R$) の総和が 1 となるように得られた p_k を正規化すればよい。

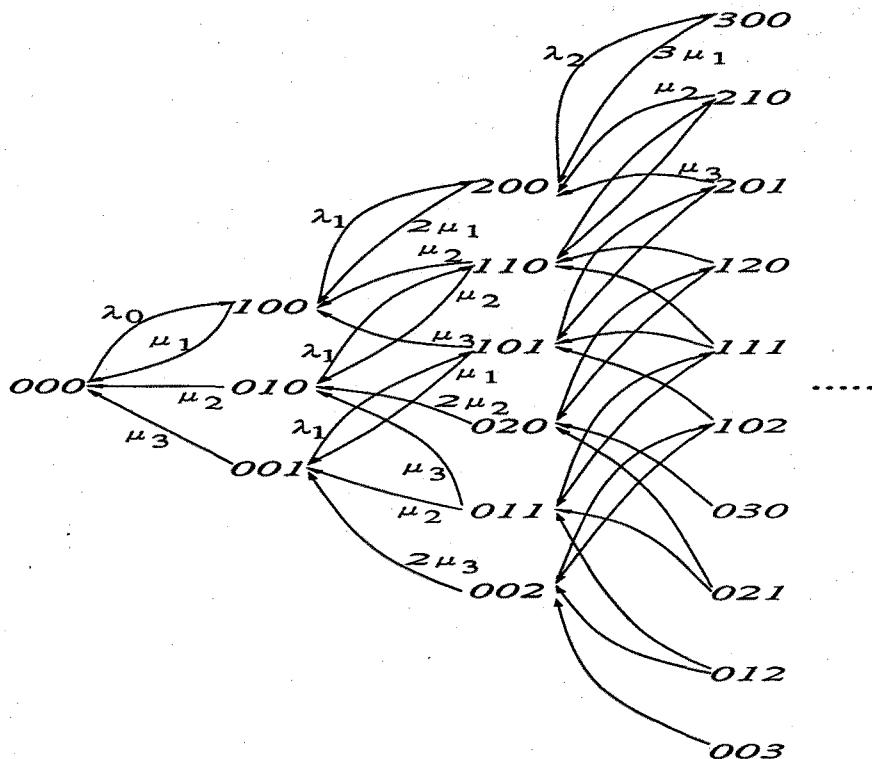


図 5.4: 状態遷移図

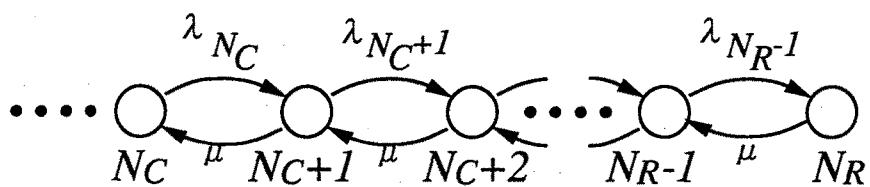


図 5.5: 待ち行列補正のための状態遷移図

5.1.5 性能指標の導出

前節で示した VP チャネル部 Q_C の解析より得られた定常状態確率 p_k をもとに、以下の性能指標が得られる。

まず、定常状態確率 p_k を用いて、 Q_C の最大スループットを求める。VP チャネル部 Q_C に k ($0 \leq k \leq N_R$) 個のバーストがある状態 $\pi_k(i)$ ($1 \leq i \leq \omega_k$) における各クラス別バースト数をそれぞれ、 $n_1(k, i), n_2(k, i), n_3(k, i)$ と表すと、サブネット内に N_R 個のバーストがある時のスループットは、以下のようにして求められる。

$$S_1(N_R) = \sum_{k=0}^{N_C} \sum_{i=1}^{\omega_k} p_k \sum_{j=1}^3 \mu_j n_j(k, i) + \sum_{k=N_C+1}^{N_R} \mu p_k \quad (\text{burst/sec}) \quad (5.17)$$

また、チャネル部 Q_C におけるバーストあたりの平均系内遅延 D は、

$$D = \frac{\sum_{k=0}^{N_R} kp_k}{S_1(N_R)} \quad (\text{sec}) \quad (5.18)$$

で求められる。以下、このバッファにおける待ち時間を含めた遅延時間 D をバースト転送遅延と呼び、 $\frac{F_b}{C_i}$ で与えられるバーストの送出のみの時間（バースト送出時間）と区別する。ただし、 $S_1(N_R)$ はバースト誤りによる再送分も含めたスループットであるため、再送分を除いたサブネットの有効スループットは、バースト誤り率 P_f を用いて、

$$S_2(N_R) = (1 - P_f) S_1(N_R) \quad (\text{burst/sec}) \quad (5.19)$$

で与えられる。あるいは、ビット換算すれば、

$$S(N_R) = 8 \times F_b \times J \times S_3(N_R) \quad (\text{bit/sec}) \quad (5.20)$$

で与えられる。

次に、呼単位の性能指標を求める。まず、サブネット Q_S の呼単位のスループット $S_3(N_R)$ を求める。バーストの個数は、平均 J の幾何分布に従うが、バースト誤り率を考慮すれば、実際には、平均 $J \times \frac{1}{1-P_f}$ 個のバーストが転送される。従って、サブネットの呼単位の最大スループットは、

$$S_3(N_R) = (1 - P_f) S_1(N_R) / J = S_2(N_R) / J \quad (\text{call/sec}) \quad (5.21)$$

また、伝播遅延時間とデータ転送遅延 W は、

$$W = (D + 2D_A + I_B)(J - 1) + (D + 2D_A) \left(\frac{P_f}{1 - P_f} J + 1 \right) \quad (\text{sec})$$

最後に、呼の発生が到着率 Λ のポアソン過程に従う時の呼損率 B を求める。チャネル Q_C 部の最大系内バースト数、すなわち同時にチャネル割当可能な最大バースト数は N_C であるから、最大 N_R 本の呼を受け付ける時、チャネルの最大待ち行列長は $(N_R - N_C)$ である。呼を i 本受け付けている時の定常状態確率 q_i について、次式が成立する。

$$q_{i-1}\Lambda = q_i S_3(i) \quad (1 \leq i \leq N_R) \quad (5.22)$$

ただし、

$$\sum_{i=0}^{N_R} q_i = 1$$

これより、呼単位の定常状態確率が求められ、呼損率 B は受け付け呼数が最大である定常状態確率 q_{N_R} に等しい。すなわち、

$$B = q_{N_R} \quad (5.23)$$

5.2 バースト帯域予約方式の性能評価

本章では、3章で導出した性能指標を用いて、バースト帯域予約方式の定量的評価を行なう。評価に当り、以下では特に断らない限り、VP チャネル容量 $C = 150$ Mbps、片方向伝播遅延 $D_A = 15$ msec、セルペイロード長 $C_l = 48$ Byte とする。また、本方式では、中間ノードにおけるバッファ溢れはなく、セル棄却は伝送路上のビットエラーによってのみ生じる。従って、以降では簡単化のため、セル棄却率 $P_c = 0$ とする。また、バースト長 $F_b = 100$ KByte とする。

5.2.1 バースト転送における VP 分割法

本節では、5.1.5節で導出したバースト単位での性能指標、すなわち、平均バースト転送遅延 D 、スループット $S(N_R)$ を評価尺度とし、ピーク値多重方式との比較を行なうことによって、バースト帯域予約方式における VP 分割法の性能を明らかにする。

ここでは、ピーク値多重方式における多重化本数を 15 とし、1 本のコネクションにおけるデータ転送のピーク値を 10 Mbps とする。一方、バースト帯域予約方式においてはクラス数 $G = 1$ とし、最大受付呼数 $N_R = 15$ に固定し、VC チャネル容量 C_1 は VC チャネル本数 $N_C (= N_1)$ に従って変化するものとする。このとき、バッファサイズ $K = N_R - N_1$ となる。また、バースト

ごとの帯域割当/解放時間 D_B, D_R は、本方式の実現システムの構成に依存し、未確定であるが、ここではどちらも $500\mu\text{sec}$ とする。また、表記の簡単化のため以下では、帯域割当/解放時間の和 $D_B + D_R$ を記号 D_{BR} を用いて表す。

さらに、帯域予約方式とピーク値多重方式を比較する際には、呼が発生するトラヒックのバースト性が多重方式の性能に与える影響が問題となる。そこで、図 5.1 中のバースト発生間隔時間 I_B を変化させることにより、バースト性の影響を評価する。容量を $C_1 \text{ Mbps}$ とした時にサイズ $F_b \text{ KByte}$ のバーストを転送する時間 ($\frac{F_b}{C_1}$) を基準として I_B を変化させ、その時の比を $b(C_1, F_b) = \frac{F_b/C_1}{I_B}$ と表す。したがって、 $b(C_1, F_b)$ が小さいほど高いバースト性を示す。

図 5.6, 5.7 に、 $b(C_1 = 10, F_b) = 2$ とし、バースト長 F_b を 100 KByte , 500 KByte , 1 MByte とした場合の、バースト転送遅延 D , スループット $S(N_R)$ の結果を示す。ただし、横軸にバースト帯域予約方式における VC チャネル容量 $C_1 \text{ Mbps}$ を示す。また、図中、「Burst」はバースト帯域予約方式を、「Peak」はピーク値多重方式を表す。

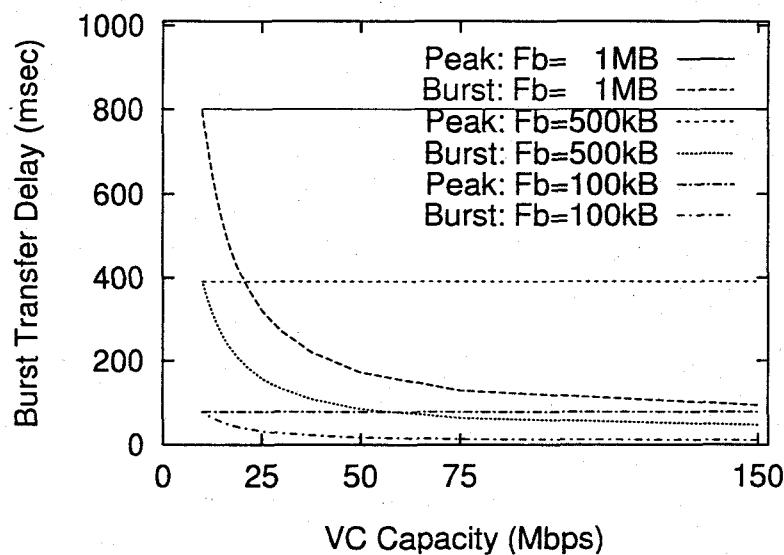


図 5.6: バースト長がバースト転送時間に与える影響

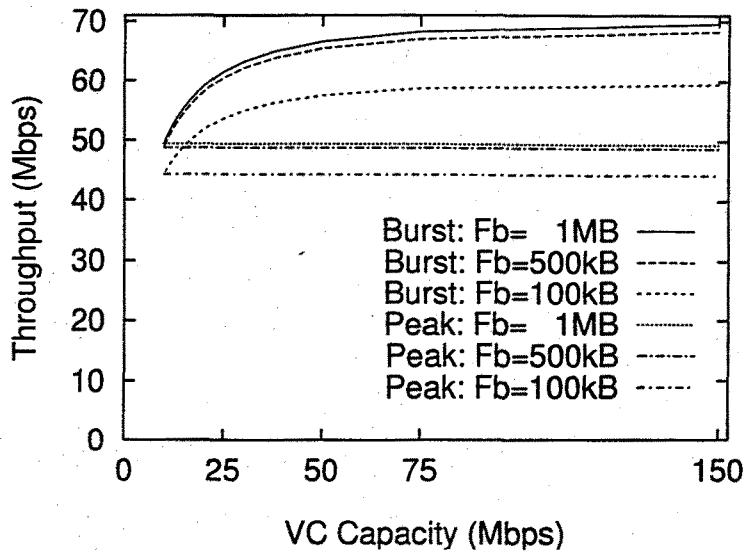


図 5.7: バースト長がスループットに与える影響

VC チャネル容量 $C_1 = 10$ Mbps の場合には、帯域割当/解放時間 D_{BR} によるオーバヘッドのために、ピーク値多重方式と比較してバースト帯域予約方式の方が性能が悪くなる。しかしながら、VC チャネル容量を大きくした場合には、バースト転送遅延が小さくなり、図 5.6, 5.7に示されるように、バースト転送遅延、スループットとともにバースト帯域予約方式の方が性能が良くなる。また、バースト転送に際しては、バースト長 F_b を大きくした方がスループットは高くなるが、逆にバースト転送遅延が大きくなる。しかしながら、本方式においては、図 5.6に示されるように、VC チャネル 1 本当りの容量 C_1 を大きくすることによりバースト送出待ち時間が小さくなるため、バースト長によるバースト転送遅延の差を小さくすることができる事がわかる。

次に、トラヒックのバースト性が VP 分割法に与える影響を評価する。 $b(C_1 = 10, F_b = 100) = 2, 5, 10$ としたときの、バースト転送遅延 D 、スループット $S(N_R)$ を図 5.8, 5.9に示す。

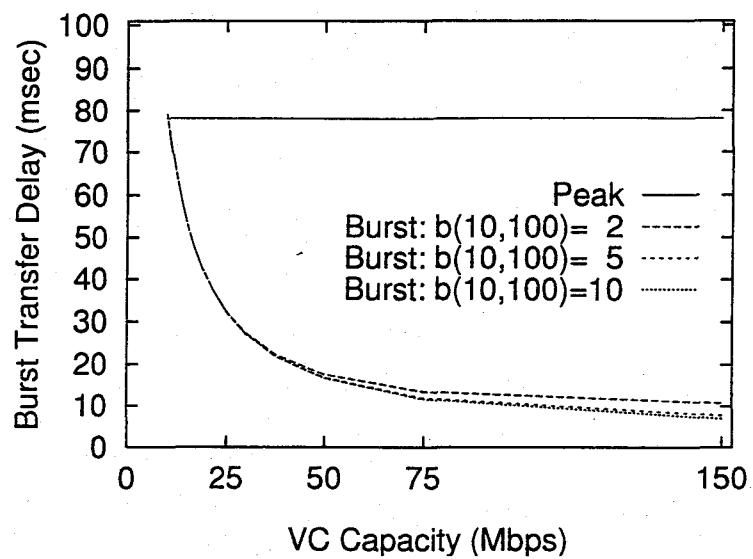


図 5.8: バースト性がバースト転送時間に与える影響

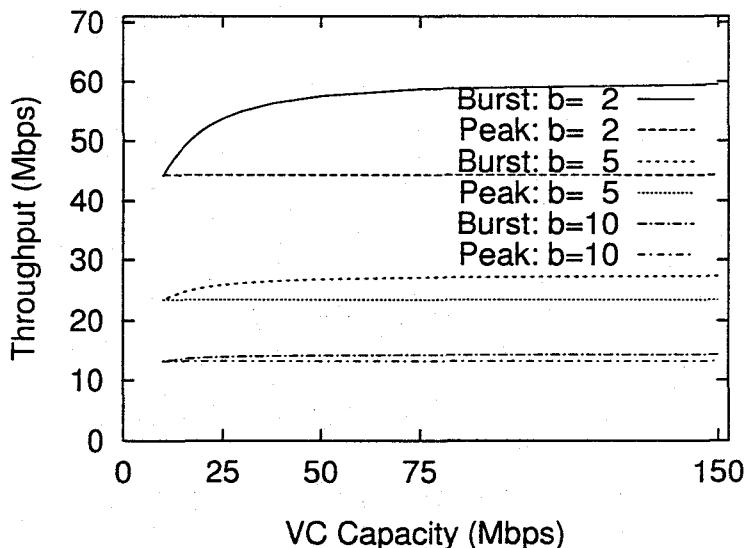


図 5.9: バースト性がスループットに与える影響

図 5.8より、ピーク値多重方式の場合、バースト性によらずバースト転送遅延は一定であるが、本方式においてもバースト性の影響はほとんど見られず、また図 5.9よりスループットが向上できることが分かり、VC チャネルを大きくすることによって高速バースト転送が可能になることが分

かる。なお、この場合、多重度が 15 と比較的小さいため、バースト帯域予約方式におけるスループットの向上は、バースト性が大きい場合には顕著には現れていない。

次に、図 5.10 に伝播遅延時間 D_A がスループットに与える影響を示す。ただし、バースト性については $b(C_1 = 10, F_b = 100) = 2$ とする。また、バースト帯域予約方式については、最大受付呼数 $N_R = 15$ とし、VC チャネル数 $N_C = 1, 7, 15$ の 3 通りの場合を示す。図 5.10 より、伝播遅延時間 D_A が大きくなるに従い、ピーク値多重方式、バースト帯域予約方式とともにスループットは低下するが、ピーク値多重方式の方が伝播遅延時間の増大による劣化が少なく、性能の逆転が生じることが分かる。これは、伝播遅延時間が支配的になるに従い、帯域予約方式におけるバースト多重の効果が小さくなり、オーバヘッド D_{BR} の影響が出てくるためである（図では 1 msec）。従って、伝播遅延時間が大きい場合にバースト帯域予約方式を適用するためには、 D_{BR} で示しているオーバヘッドをいかに小さく実現するかが重要になるといえる。

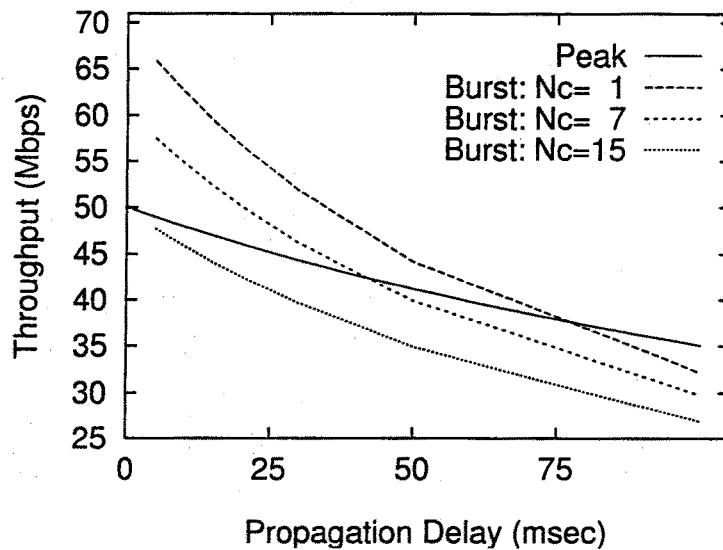


図 5.10: 伝播遅延がスループットに与える影響

さらに、バースト帯域予約方式におけるオーバヘッドの影響を調べるために、伝播遅延時間 $D_A = 15$ msec とし、オーバヘッド D_{BR} を 1 msec から 50 msec まで変化させた場合のバースト転送遅延 D 、スループット $S(N_R)$ を図 5.11, 5.12 に示す。まず、オーバヘッド D_{BR} が小さい場合 ($D_{BR} = 1$ msec) には、VC チャネル容量を大きく設定すればするほど、スループット、バースト転送遅延は向上することが分かる。オーバヘッド D_{BR} が大きくなるに従って、性能は劣化するが、特に VC

チャネル容量を大きくした場合には、オーバヘッド D_{BR} に比してバースト送出時間が短いため、無駄になる帯域の割合が大きく、性能の劣化は著しい。一方、VC チャネル容量を小さく設定した場合には、バースト送出時間は大きくなるが、バーストの同時転送によるバースト単位での多重化効果は得られるため、オーバヘッド D_{BR} による性能の劣化はあまり見られない。従って、オーバヘッド D_{BR} がある程度大きい場合には、図 5.11、図 5.12 から、スループット、あるいはバースト転送遅延を最適にする VP 分割法 (VC チャネル容量) が一意に定まることが分かる。すなわち、本数値例の場合には、 D_{BR} が約 40 msec 以下の場合には、バースト帯域予約方式の方が、ピーク値多重方式より優れた性能を得ることのできる VP 分割法が存在する。

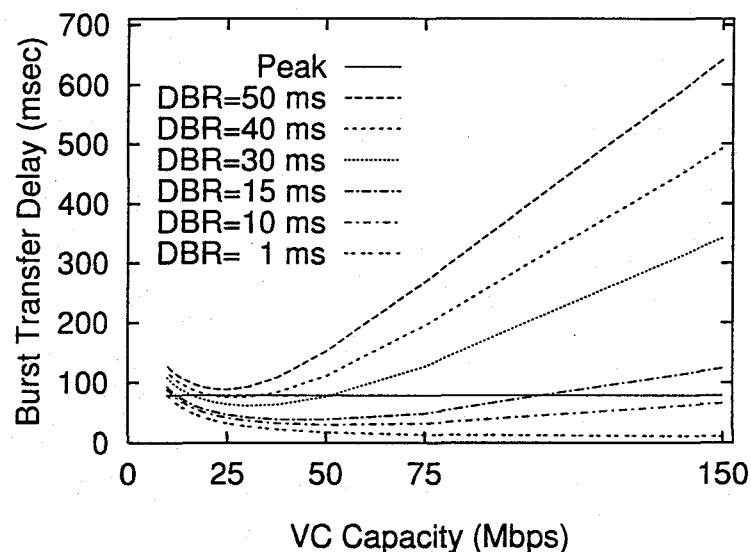


図 5.11: オーバヘッドがバースト転送時間に与える影響

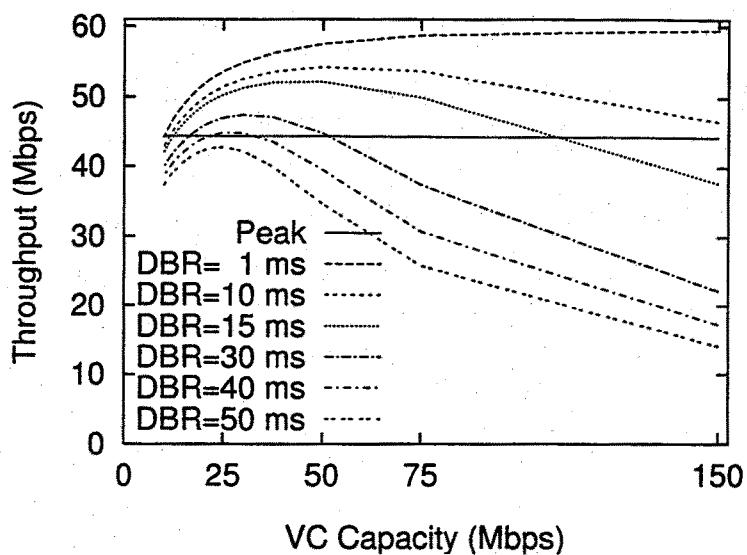


図 5.12: オーバヘッドがスループットに与える影響

最後に、クラス数 $G = 2$ として、VP を 2 種類の容量を持つ VC チャネルに分割した場合の評価を行なう。最大受付呼数 N_R は、VC チャネル数 N_C に等しいとする ($N_R = N_C = N_1 + N_2$)。ここでいくつかの 2 クラスの VP 分割法について、図 5.12 と同様にオーバヘッドがスループットに与える影響を図 5.13 に示す。簡単化のため、例えば $C_1 = 100 \text{ Mbps}$, $N_1 = 1$, $C_2 = 10 \text{ Mbps}$, $N_2 = 5$ という VP 分割法を $100 \times 1 + 10 \times 5$ と略記する。また、比較のため、単一クラスの VP 分割法の一例として 30×5 の VP 分割法の性能も合わせて示す。さらに、各オーバヘッドごとに、単一クラスの VP 分割法を用いた場合に得られる最大スループットを「Class1」として示す。図 5.13 より、オーバヘッドに関わらず、全体的にクラス数 $G = 1$ の VP 分割法の方が高いスループットが得られることが分かるが、例えば VP 分割法 $125 \times 1 + 25 \times 1$ と、 30×5 とに着目すると、オーバヘッド $D_{BR} = 8 \text{ msec}$ 付近で性能の逆転が見られる。また、クラス数 $G = 2$ とした場合の VP 分割法の間にも、性能の逆転が生じている。したがって、一般的には VP チャネルを複数クラスの VC チャネルに分割する効果は小さいが、設定可能な VC 容量の種類に制限がある場合には複数クラスの VP 分割法は効果的であるといえる。

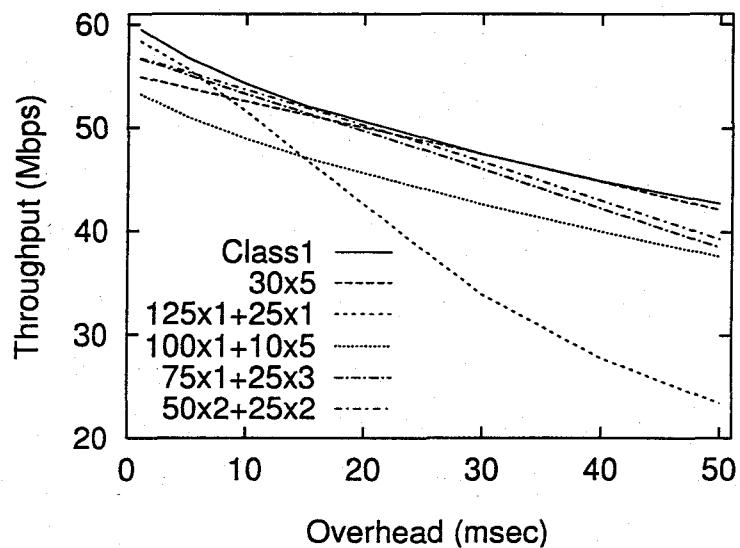


図 5.13: 複数クラスの VP 分割法におけるオーバヘッドの影響

以上より、特に伝播遅延時間がそれほど大きくない場合において、本バースト帯域予約方式を用いた方が高い性能を得ることができ、バーストの高速転送が実現可能であることが示された。また、本方式の実現システムにおける帯域割り当て/解放時間や伝播遅延時間等の各条件に応じて、適切な VC 容量を一意に決定できることが明らかになった。

5.2.2 ファイル転送における VP 分割法

本節では、ファイル転送呼を対象としてバースト帯域予約方式の性能評価を行ない、適切な VP 分割法について検討する。ファイル転送呼を多重化する際には、バースト転送遅延やスループットだけではなく、ファイル転送遅延、呼損率も性能指標として重要になる。

5.2.1節で示したように、オーバヘッド (D_{BR}) が小さい場合には、VC チャネル 1 本当りの容量 C_1 を大きくすることによりバースト転送遅延が小さく抑えられるため、ファイル転送遅延も小さくなると予想される。しかしながら、ファイル転送においてはバーストの送出間隔が短いために、チャネルに空きがある場合が少なく、バーストの送出待ち時間が問題となる可能性がある。

ここでは、 F_t Byte のファイルを F_b Byte のブロックに分割し、このブロックをバーストとして転送するような呼が発生する場合について評価を行なう。ここでは、図 5.1 に示したモデルにおいて、バースト発生間隔時間 $I_B = 0$ とすることにより解析を行なう。すなわち、3 章で用いた平

均バースト個数 $J = \frac{F_b}{F_t}$ とおけば、伝播遅延時間と含めたファイル転送遅延は、

$$T = (D + 2D_A) \times \lceil \frac{F_t}{F_b} \rceil \times \frac{1}{1 - P_f} \text{ (sec)}$$

で与えられる。以降では、特に断らない限り、ファイル転送呼の接続要求の負荷を、VP 容量に比して 0.4、ファイル長 $F_t = 10 \text{ MByte}$ とする。本節では、5.2.1節と同様に、まずクラス数 $G = 1$ とし、最大受付呼数 $N_R = 15$ と固定して、バースト帯域予約方式の性能評価を行なう。

まず、帯域割当/解放時間 D_B, D_R をそれぞれ $500\mu\text{sec}$ とした場合の呼損率 B (式(5.23)参照)を図 5.14、サブチャネル Q_S の最大スループット $S(N_R)$ を図 5.15、平均ファイル転送遅延 T を図 5.16 に示す。特に呼損率については、網への負荷を 0.2, 0.4, 0.6 とした場合の結果を示している。また、スループット、ファイル転送遅延に関してはバースト長 F_b を 100 KByte, 500 KByte, 1 MByte とした場合の結果を示す。図 5.14～5.16 より、パラメータに依存して、VC チャネル容量とバースト転送遅延およびスループットとの間のトレードオフの関係から、最適な VC チャネル本数 N_C が存在することが分かる。例えば、本条件下において、バースト長 $F_b = 100 \text{ KByte}$ とした場合、VP チャネルを容量 25 Mbps の VC チャネル 6 本に分割するという VP 分割法が、呼損率、転送遅延、スループットのすべてにおいて最良であることが分かる。

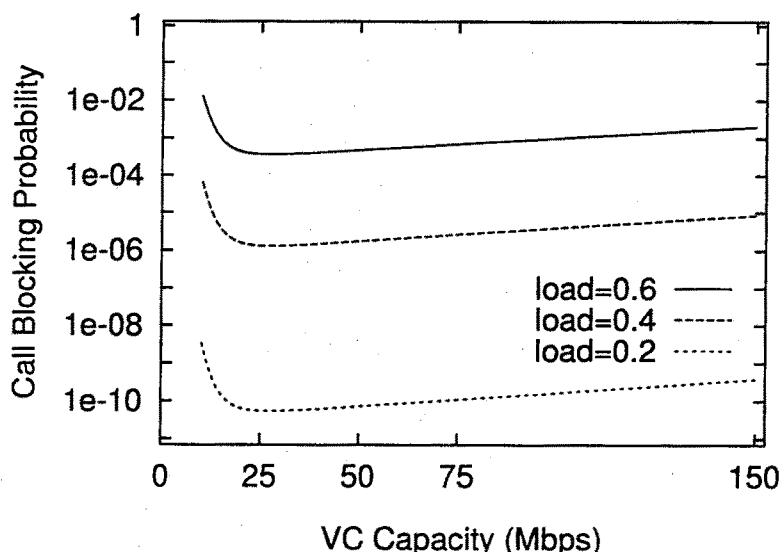


図 5.14: ファイル転送における呼損率 (負荷=0.2, 0.4, 0.6)

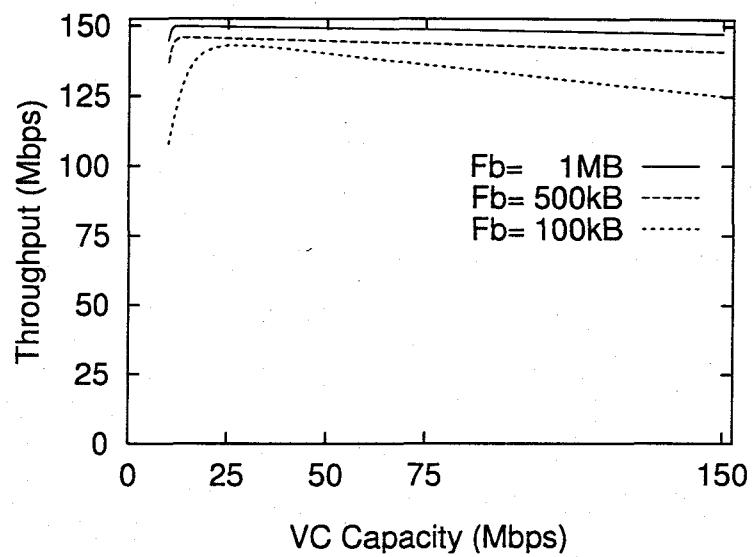


図 5.15: ファイル転送におけるサブネット Q_S の最大スループット

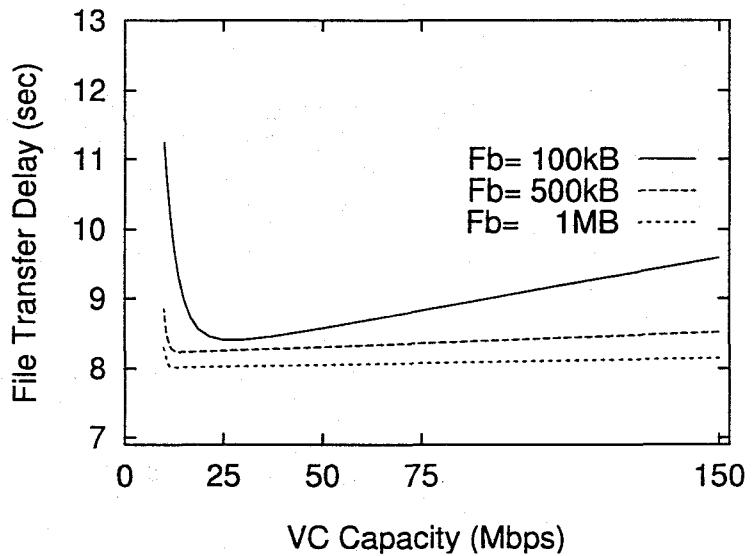


図 5.16: 平均ファイル転送時間

次に、オーバヘッド D_{BR} の影響を検討する。図 5.17に、伝播遅延時間 D_A が 30 msec および 100 msec とし、オーバヘッド $D_{BR} = 1$ msec および 30 msec とした場合の呼損率 B を示す。すでに示したように、バースト帯域予約方式においては、データ転送の際に、オーバヘッドにより性

能の変化が生じる。特に容量の大きいVCチャネルにおいては、ファイルの実転送時間に比してオーバヘッドが大きいため、性能が劣化しやすい。したがって、オーバヘッドが1 msec から 30 msec に変化すると、図 5.17で示すように、呼損率を最小にするような VCチャネル容量 C_1 は小さくなる。しかしながら、伝播遅延時間が大きい場合には、オーバヘッドの影響はそれほど大きくなく性能の劣化はほとんど見られない。

次に、バースト単位での送出待ち機構を示すバッファ(サイズ K)の効果について考察する。そのため、VCチャネル本数 N_C を固定にし、最大受付呼数 N_R を15~20本と変化させた場合の結果を図 5.18に示す。ここでは負荷を0.4としている。図 5.18より、最大受付呼数 N_R を大きくすることによって、呼損率をかなり抑えることができる事が分かる。また、最大受付呼数 N_R が小さく、バッファサイズ K が小さい場合には、比較的小さな容量の VCチャネルを用いて、同時に転送可能なバースト数 N_C を大きくした方が、呼損率が下がることが分かる。これは、最大受付呼数(またはバッファサイズ)の変化にともない、最適な VCチャネル容量が変化するためである。

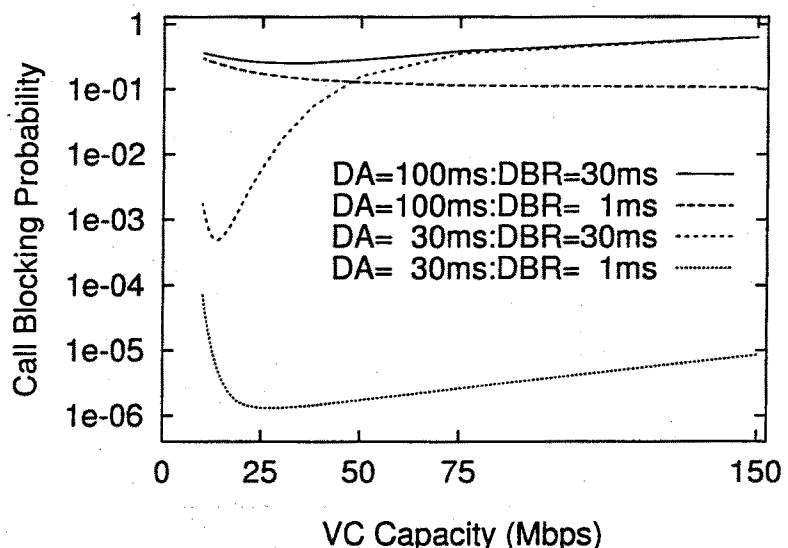


図 5.17: オーバヘッド D_{BR} が呼損率に与える影響 (負荷=0.4, $N_R = 15$)

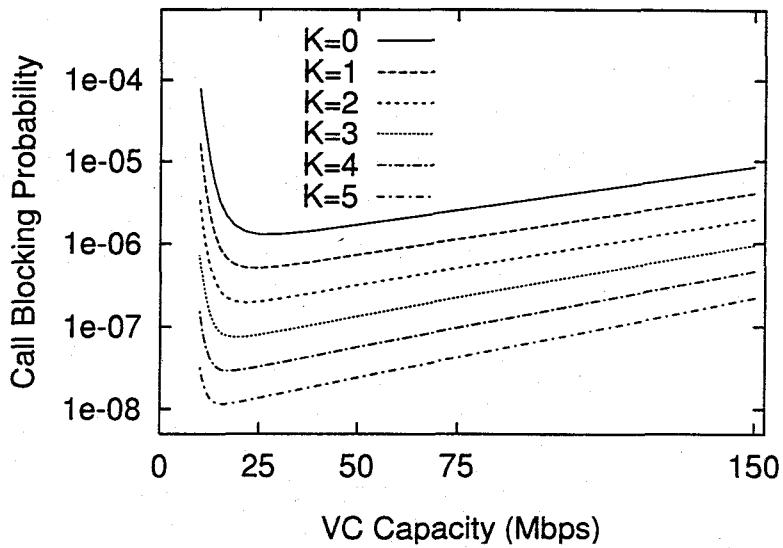


図 5.18: バッファーサイズが呼損率に与える影響 (負荷=0.4)

また、図には示していないが、複数クラスの VP 分割法については、前節と同様に単一クラスの VP 分割法の方が性能は良くなる。しかしながら、分割法によってはオーバヘッド等の条件により、複数クラスの VP 分割法が性能が良くなる場合も見られた。

以上より、最適な VP 分割法は、オーバヘッド D_{BR} や、バッファーサイズに依存し、現実のシステムに即したパラメータを本章で示した解析手法に与えることにより決定できる。一般的な傾向としては、オーバヘッドが大きい場合にはバッファーサイズを大きくし、また、1 本当たりの VC チャネル容量を小さくした方が性能が良くなる。逆に、オーバヘッドが小さい場合には、容量の大きい VC チャネルを用いて高速バースト転送を行なつた方がよいと言える。

5.3 まとめ

本章では、バースト単位に帯域をピーク値割当て行なう方式を対象とし、適切な VP 分割法について検討した。実現システムにおける帯域割当/解放時間や、伝播遅延時間に応じて、本章に示した解析的手法を用いて、定常的な評価を行なうことにより、VC チャネル 1 本当たりの最適な VC 容量が一意に決定されることが分かった。

また、特にバースト転送呼を多重化する場合について、ピーク値多重方式との比較を併せておこない、その有効性、限界を示した。バースト単位の送出待ち機構を持たせることにより、多重

化本数が増えた場合にも、1本のVCチャネルあたりの容量を大きくすることができるため、ピーク値多重方式よりも、バースト帯域予約方式の方が高速なデータ転送が行なえることが明らかになった。

さらに、VPを複数のVCチャネルに分割する方式として、单一クラス分割と、複数クラス分割とを評価したが、オーバヘッドに関わらず、VPを单一クラスのVCチャネルに分割する方が良いことが分かった。しかしながら、分割法によっては、複数クラスのVCチャネルに分割する方が性能が良くなることもあるため、設定可能なVCチャネル容量や、VCチャネル本数、バッファサイズ等に関する制限のある場合には、複数クラスのVCチャネルへのVP分割は効果があると思われる。

本章では、ユーザとしてデータ端末を考え、その送出レートは網との交渉により調節できるものとしているが、今後の課題として、調節可能な送出レートに制限のあるような端末からの呼接続などを考慮した、適切なVP分割法について検討する必要がある。

第 6 章

結論

本研究では、ATM 網においてバースト性を有するトラヒックを対象とし、バースト帯域予約方式を適用した場合のさまざまな環境下における有効な帯域管理方式を提案し、その有効性を定量的評価により明らかにした。

2 章では、伝搬遅延時間の小さい ATM 構内網 (ATM LAN) を対象に、バースト帯域予約方式の性能評価を行なった。帯域予約失敗時のレート変更制御に関して 4 つの異なる制御方式、すなわち固定レート方式、ACK/NACK 方式および提案方式である動的 ACK/NACK 方式、リンク情報を用いる方式を対象に、その有効性を明らかにした。その結果、交換機 1 段からなる網では、すべての負荷領域において動的 ACK/NACK 方式が良好な性能を示すことが明らかになった。また、リンク情報を用いる方式では低負荷時には回線容量に近い転送速度での高速なバースト転送が実現されるが、高負荷時には網外での待ち合わせを行なう端末数が増えるため、性能が劣化する。すなわち、高負荷時には動的 ACK/NACK 方式の、低負荷時にはリンク情報を用いる方式の性能が高いことが明らかになった。また、交換機 3 段からなるより一般的な網では、交換機が帯域の空きを送信側端末に通知する機構を有し、回線容量を有效地に利用できるリンク情報を用いる方式の性能が最も高いことが明らかになった。

3 章では、マルチメディアトラヒックに対応するため複数のサービスクラスが混在する ATM LAN を対象に、バースト帯域予約方式の性能を明らかにし、トラヒック制御間での影響について検討を行なった。特にサービスクラスとして FRP サービスクラスおよび CBR サービスクラスを対象とし、解析的評価により FRP サービスクラスの負荷変動によって CBR サービスクラスの性能が劣化することを明らかにした。そこで 3 章では FRP サービスクラスの使用帯域に上限を設

ける方式を提案し、提案方式を適用することにより、FRP サービスクラスの性能をそれほど劣化させることなく CBR サービスクラスの性能を十分向上することができ、サービスクラス間の影響を軽減できることを明らかにした。

4 章では、交換機が多段接続されたより一般的な網を対象に、VC 間の公平性を実現するための制御方式として新たに半分散型 Max-Min フロー制御を提案し、その有効性を示した。固定レートで帯域予約を行なう方式と、集中型の Max-Min フロー制御を行なう方式との比較評価を行なうことにより、伝搬遅延時間の比較的小さい網では半分散型 Max-Min フロー制御方式を用いることにより VC 間の公平性が実現されることを明らかにした。

5 章では、伝搬遅延時間の大きい広域網を対象に、バースト帯域予約方式に改良を加え、あらかじめ帯域の割り当てられた VC を用いてバースト転送を行なう高速バースト転送方式を提案し、その特徴および性能を明らかにした。数学的解析手法を用いた性能評価の結果、送受信端末間で設定された VP の分割法には、大容量の少数の VC に分割する場合と小容量の多数の VC に分割する場合の間にトレードオフの関係があり、伝搬遅延時間を含めたオーバヘッドなどシステムの状態によって最適な VP 分割法が存在することがわかった。また、VP 分割法として同一容量の VC に分割する方式と異なる容量を持つ複数の VC に分割する方式との比較評価を行ない、同一容量の VC に分割する方が網全体の性能が最も高いことがわかったが、異なる容量を持つ VC に分割する方式も有効であることを明らかにした。

今後の課題としては、次のことが挙げられる。2 章では交換機に付加機能の必要なリンク情報を用いる方式だけでなく、実装の容易な動的 ACK/NACK 方式も有効であるものと考えられ、レート制御のタイミング、変更方式などについて検討する必要がある。また、3 章では網に混在するサービスクラスとして FRP および CBR サービスクラスのみを対象にしていたが、より多くのサービスクラスが混在した場合の性能、逆にサービスクラスを削減することの効果などについても評価する必要がある。次に 4 章でバースト帯域予約方式における VC 間の公平性の実現法として半分散型 Max-Min フロー制御を提案したが、その適用範囲は比較的伝搬遅延時間の小さい網に限られるため、より広域な網にも適用可能な方式を考案する必要がある。5 章では、あらかじめ帯域の割り当てられた VC をバーストに割り当てるこにより高速なバースト転送を実現しているが、送信側端末は必ずしも網から割り当てられた VC 容量に従ってバースト送出ができるとは限らないため、そのような送出レートに制限のある端末を対象にした VP 分割法を考える必要がある。

謝辞

本研究を行うにあたり、本研究の機会を与えて下さり、直接ご指導下さった、大阪大学大型計算機センター長の宮原秀夫教授に心から深く感謝致します。

本研究をまとめるにあたり、有益なご助言を下さった、大阪大学情報処理教育センター長橋本昭洋教授、同大学基礎工学部情報工学科の西川清史教授、ならびに村田正幸助教授に深く感謝致します。

筆者が大阪大学基礎工学部情報工学科および同大学院に在籍中、ご指導、ご教授下さった、大阪大学基礎工学部情報工学科の首藤勝教授、都倉信樹教授、藤井護教授、谷口健一教授、柏原敏伸教授、菊野亨教授、萩原兼一教授、同大学基礎工学部システム工学科の谷内田正彦教授、同大学産業科学研究所の豊田順一教授、北橋忠宏教授、溝口理一郎教授、同大学医学部附属バイオメディカル教育研究センターの田村進一教授、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の嵩忠雄教授、鳥居宏次教授、西谷絢一教授、ならびに伊藤実教授に深謝致します。

本研究の細部に渡り、熱心なご討論と有益なご助言をいただいた、奈良先端科学技術大学院大学情報科学センターの尾家裕二教授、ならびに岡山県立大学情報工学部情報通信工学科の稻井寛助教授に厚く御礼申し上げます。

筆者の抱くさまざまな疑問に対して熱心にご討論いただいた、大阪大学工学部情報システム工学科の西尾章治郎教授、同大学大型計算機センターの下條真司助教授、奈良先端科学技術大学院大学情報科学研究科の山口英助教授、藤川和利助手、大阪大学情報処理教育センターの馬場健一助手ならびに大阪大学基礎工学部情報工学科情報ネットワーク学講座の方々に心から感謝致します。

参考文献

- [1] The ATM Forum, *ATM User-Network Interface Specification Version 3.0*. Prentice Hall, 1993.
- [2] ITU-T, "BISDN recommendation I.363," International Telecommunication Union, Oct. 1993.
- [3] ITU-T, "ITU-T recommendation I.371, traffic control and congestion control in B-ISDN," International Telecommunication Union, 1992 revised in 1995.
- [4] D. E.McDysan and D. L.Spohn, *ATM Theory and Application*. McGraw-Hill, 1994.
- [5] Hiroyuki Ohsaki, Naoki Wakamiya, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, "Performance of an ATM LAN switch with back-pressure function," in *Data Communications and their Performance: Proceedings of the Sixth IFIP WG6.3 Conference on Performance of Computer Networks*, (Istanbul, Turkey), pp. 99-113, Oct. 1995.
- [6] 大崎博之, 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, "バックプレッシャ機能を有する ATM LAN システムの性能評価," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-4, pp. 19-24, Apr. 1994.
- [7] 大崎博之, 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, "バックプレッシャ機能を有する ATM LAN システムの性能評価-平均パケット遅延時間とパケット廃棄率," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-43, pp. 25-30, May 1994.
- [8] 菊地 泰敏, 稲井 寛, 村田 正幸, 宮原 秀夫, "高速広域網における高速データ転送のための誤り回復方式の比較評価," 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE92-199), pp. 97-102, 1993.
- [9] P.Newman, "Traffic management for ATM local area networks," *IEEE Communication Magazine*, vol. 32, pp. 44-51, 1994.
- [10] 馬場 健一, "マルチメディア高速通信網におけるトラヒック制御方式に関する研究," 大阪大学大学院基礎工学研究科博士論文, Feb. 1995.
- [11] L. Kleinrock, "The latency/bandwidth tradeoff in gigabit networks," *IEEE Communications Magazine*, pp. 36-40, Apr. 1992.

- [12] L. Roberts, "Enhanced PRCA (proportional rate-control algorithm)," *ATM Forum Contribution 94-0735R1*, Aug. 1994.
- [13] H. T. Kung and A. Chapman, "Credit-based flow control for ATM networks: Credit update protocol, adaptive credit allocation, and statistical multiplexing," *The Proceedings of SIGCOMM '94*, vol. 24, pp. 101-114, Oct. 1994.
- [14] D. Hunt et al., "Action item status for credit-based FCVC proposal," *ATM Forum Contribution 94-0439*, 1994.
- [15] J. C.R.Bennett, K. Chang, H.T.Kung, and D. Lin, "A comparision of EPRCA september 94 version and FCVC control scheme: Simulation results," *ATM Forum Contribution 94-0929*, 1994.
- [16] J.Bolot and A.U.Shankar, "Dynamical behavior of rate-based flow control mechanisms," *Computer Communication Review*, vol. 20, pp. 35-49, 1990.
- [17] K.K.Ramakrishnan and R.Jain, "A binary feedback scheme for congestion avoidance in computer networks," *ACK Transactions on Computer Systems*, vol. 8, no. 2, pp. 158-181, 1990.
- [18] A.W.Barnhart, "Baseline performance using PRCA rate-control," *ATM Forum Contribution 94-0597*, July 1994.
- [19] R.Jain, S.Kalyanaraman, and R.Viswanathan, "Transient performance of EPRCA and EPRCA++," *ATM Forum Contribution 94-1173*, Nov.-Dec. 1994.
- [20] H. Ohsaki, M. Murata, H. Ikeda, C. Ikeda, and H. Miyahara, "Rate-based congestion control for ATM networks," *ACM SIGCOMM Computer Communicaion Review*, vol. 25, pp. 60-72, Apr. 1995.
- [21] P. E.Boyer and D. P.Tranchier, "A reservation principle with applications to the ATM traffic control," *Computer Networks and ISDN Systems*, vol. 24, pp. 321-334, 1992.
- [22] D. P.Tranchier, P. E.Boyer, Y. M.Rouaud, and J. Mazeas, "Fast bandwidth allocation in ATM networks," *Proceedings of the ISS '92*, vol. 2, pp. 7-11, Oct. 1992.
- [23] I.Widjaja, "Random access for ATM LANs and WANs," *Proceedings of IEEE ICC'94*, pp. 39-43, 1994.
- [24] 吉田万貴子, 池田千夏, 鈴木洋, "ATM 広域網における適応型バースト帯域割り当て方式の評価," 電子情報通信学会技術研究報告 (IN93-111), pp. 33-38, 1994.
- [25] 池田 千夏, 鈴木 洋, "ATOM LAN における適応型バースト帯域割り当て方式の検討," 電子情報通信学会春季大会 B-575, 1993.

- [26] Y. Cho and A. Leon-Garcia, "Performance of burst-level bandwidth reservation in ATM LANs," *Proceedings of IEEE INFOCOM '94*, pp. 812-820, 1994.
- [27] 池田 千夏, 鈴木 洋, "ATM 網における高速帯域割り当て方式の比較検討," 電子情報通信学会秋季大会 B-481, 1992.
- [28] 鈴木 洋, 池田 千夏, "高速帯域割当方式の性能比較," 電子情報通信学会秋季大会 B-483, 1992.
- [29] 池田 千夏, 鈴木 洋, "ATOM LAN における適応型バースト帯域割り当て方式の検討," 電子情報通信学会秋期大会 B-575, 1993.
- [30] G. M.Bernstein, "Blocking reduction in fast reservation protocols," *Proceedings of IEEE INFOCOM '94*, vol. 3, pp. 1208-1215, June 1994.
- [31] 若宮 直紀, 村田 正幸, 宮原 秀夫, 池田千夏, "ATM LAN におけるリンク情報を用いた動的帯域予約方式の性能評価," 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J78-B-I, pp. 381-388, Sept. 1995.
- [32] 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, 池田千夏, "ATM LAN におけるリンク情報を用いた動的帯域予約方式の性能評価," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-114, pp. 25-30, Sept. 1994.
- [33] Naoki Wakamiya, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, "Performance analysis of traffic control methods on mixed traffic classes in ATM LAN," submitted to *International Journal of Communication Systems*, 1995.
- [34] Naoki Wakamiya, Ken-ichi Baba, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, "Performance analysis of traffic control in multimedia ATM LAN," in *IEEE INFOCOM '95*, (Boston), pp. 1027-1036, Apr. 1995.
- [35] 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, "マルチメディア ATM LAN におけるトラヒック制御の性能評価," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-44, pp. 31-36, May 1994.
- [36] 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, "ATM LAN における帯域予約方式の性能評価," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE94-5, pp. 25-30, Apr. 1994.
- [37] Naoki Wakamiya, Masayuki Murata, and Hideo Miyahara, "Fair bandwidth allocation in FRP-based ATM local area networks," to appear in *IEICE Transactions on Communications*, 1996.
- [38] 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, "多段接続 ATM LAN における高速帯域予約方式の公平性に関する検討," 電子情報通信学会技術研究報告 IN94-148, pp. 75-80, Jan. 1995.
- [39] 若宮直紀, 村田正幸, 宮原秀夫, "多段接続 ATM LAN における半分散型制御に基づく高速帯域予約方式," 電子情報通信学会技術研究報告 SSE95-15, pp. 31-36, May 1995.
- [40] D. Bertsekas and R. Gallager, *DATA NETWORKS*. Prentice-Hall International Editions, 1992.

- [41] 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “ATM 網におけるバースト帯域予約方式による高速データ転送の性能評価,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J76-B-I, pp. 849–859, Nov. 1993.
- [42] 若宮直紀, 馬場健一, 村田正幸, 宮原秀夫, “ATM 網におけるバースト帯域予約方式による高速データ転送の性能解析,” 電子情報通信学会技術研究報告 SSE92-200, pp. 103–108, Mar. 1993.
- [43] C. Ikeda and H. Suzuki, “Adaptive congestion control schemes for ATM LANs,” in *Proceedings of IEEE INFOCOM '94*, pp. 829–838, June 1994.
- [44] 池田 千夏, 村瀬 勉, 鈴木 洋, “ATOM LAN におけるトラヒック制御方式の検討,” 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE92-189), pp. 37–42, 1993.
- [45] Comdisco Systems Inc., *BONeS DESIGNER User's Guide Volume 1,2*, 1993.
- [46] 鈴木 洋, 岩田 淳, 池田 千夏, 森 直樹, “ATM マルチメディア LAN アーキテクチャ,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J76-B-I, pp. 869–881, Nov. 1993.
- [47] G. Falin, “A survey of retrial queues,” in *Queueing Systems*, vol. 7, pp. 127–168, J.C.Baltzer A.G. Scientific Publishing Company, 1990.
- [48] 山田 博司, 町原 文明, “位相マルコフ再生入力待ち行列モデルの解析と応用,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J73-B-I, pp. 170–178, Mar. 1990.
- [49] 樊 瑞雪, 鈴木 洋, 山田 健治, “バッファ容量拡張可能な ATM スイッチ: XATOM,” 電子情報通信学会技術研究報告 (SSE93-6), pp. 31–36, 1993.
- [50] 若宮 直紀, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “多段接続 ATM LAN における高速帯域予約方式の公平性に関する検討,” 電子情報通信学会技術研究報告 (IN94-148), pp. 75–80, 1995.
- [51] Y. Sato and K. Sato, “Virtual path , link capacity design for ATM networks,” *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, vol. 9, pp. 104–111, Jan. 1991.
- [52] 馬場 健一, 斎藤 敏彦, 村田 正幸, 宮原 秀夫, “マルチメディア環境を考慮した ATM 網におけるファイル転送の性能評価,” 電子情報通信学会論文誌 (B-I), vol. J76-B-I, 3, pp. 239–252, Mar. 1993.
- [53] C. H.Sauer and K. Chandy, *Computer systems performance modeling*. Prentice-Hall, Inc., 1981.
- [54] R. B. Cooper, “Queues with ordered servers that work at different rate: An exact analysis of a model solved approximately by others,” *Performance Evaluation*, vol. 7, pp. 147–149, 1987.