

Title	固定長パケットを用いたマルチメディア通信の効率的な統合に関する研究
Author(s)	深谷, 亮輔
Citation	
Issue Date	2001-03
Type	Thesis or Dissertation
Text version	author
URL	http://hdl.handle.net/10119/1458
Rights	
Description	Supervisor:日比野 靖, 情報科学研究科, 修士

修 士 論 文

固定長パケットを用いたマルチメディア通信の効率的な統合 に関する研究

指導教官 日比野靖 教授

審査委員主査 日比野靖 教授

審査委員 篠田陽一 助教授

審査委員 堀口進 教授

北陸先端科学技術大学院大学
情報科学研究科情報システム学専攻

深谷 亮輔

2001年2月15日

要 旨

マルチメディア通信では、音声や動画像のような同期的通信と、データトラヒックのような非同期的通信を、統合的に扱い一つの回線で効率的に伝送できる必要がある。

本論文では、このように特性の異なる二つのトラヒックを、固定長パケットによる同期的な転送方法によって融合させ、同期的な通信の品質保証が可能で、回線の効率的な利用が可能な、同期パケット転送方式を提案する。そして、計算機シミュレーションによって、使用率に対する、呼損率・遅延・ジッタの特性から、同期トラヒックのサービス品質に与える影響を示し、待ち行列の長さから、非同期トラヒックのサービス品質に対する影響を示す。また、多段接続環境下でのシミュレーションにより、適用可能なネットワークの規模を明らかにする。最後に、これらの結果から本提案方式について評価を行う。

目次

1 序論	1
1.1 背景と目的	1
1.2 本論文の構成	2
2 同期パケット転送方式	3
2.1 同期パケット転送の基本機構	3
2.2 同期パケット転送方式の特徴	5
2.3 ATM方式との違い	6
3 QoS保証機構	8
3.1 サービスクラス	8
3.2 接続受付制御	9
3.2.1 帯域保証	9
3.2.2 遅延・ジッタ保証	10
3.2.3 スロット確保	11
3.3 パケット転送制御	13
3.3.1 CBRトラヒック	13
3.3.2 ABRトラヒック	13
4 トラヒックモデル	14
4.1 コネクション	14
4.1.1 生起率と保留時間	15
4.1.2 要求帯域分布	15
4.2 パケット	16
4.2.1 CBRトラヒック	16
4.2.2 ABRトラヒック	16

5 シミュレーション実験	17
5.1 一段接続環境	17
5.1.1 シミュレーション1：基本モデルにおける QoS の保証の検証	18
5.1.2 シミュレーション2：平均要求帯域分布の違いによる QoS 保証の検証	27
5.2 多段接続環境	36
5.2.1 シミュレーション3：流入トラヒックの違いによる接続段数と呼損 率の関係	37
5.2.2 シミュレーション4：流入トラヒック率の違いによる接続段数と遅 延・ジッタの関係	39
5.3 パケット転送シミュレーション	42
5.3.1 シミュレーション5：CBR クラス転送レート固定	42
5.3.2 シミュレーション6：CBR クラス転送レート変動	45
6 結論	47
6.1 まとめ	47
6.2 課題	48

第 1 章

序論

1.1 背景と目的

近年のデジタル技術の発達とネットワーク環境の普及に伴い、音声だけではなく、テレビ電話や、ビデオ配信等の動画像通信、そして、インターネットに代表されるような、コンピュータによるデータ通信等の、異なる QoS¹ を要求する通信を、統合的にデジタルネットワークによって伝送しようという要求は更に高まると考えられている。通信コストや、マルチメディアアプリケーションの利用という点からも、これらを統合的に扱えるマルチメディアネットワークへの期待は大きい。

現在インターネットで使用されている、TCP/IP のような可変長パケットの非同期転送方法では、要求する時間内に相手にデータが届く保証や、帯域の保証が難しく、遅延やジッタ等の時間的制約が厳しい動画像通信のような同期的データトラヒックを扱うのは不向きである。一方、時分割多重方式による同期転送方式は、同期のとれたタイムスロットを、要求する時間間隔で予約を行ってから転送を行うので、その通信の帯域や遅延・ジッタは end-end である値に完全に保証する事ができる。しかし、予約された時刻でデータを識別しているため、仮にタイムスロットが空いていたとしても、非同期的に発生するデータをこのスロットに充てることができない。したがって、マルチメディア通信を扱う場合、回線の有効利用ができないため適していない。

このような、問題に対して固定長の小さなセル² を用いた非同期転送方式に ATM³ がある。ATM は、固定長セルなので単位時間当りの送信セル数によって帯域の確保を行え、

¹Quality of Service: サービス品質

²固定長のパケットで ATM では 53byte

³Asynchronous Transfer Mode: 非同期転送モード

ある程度のデータの同期性も提供できる。また、小さなセルサイズを選択したことで、遅延やジッタを小さく抑えている。しかし、セルを送信するための時間的な予約を行っているわけではないので、確率的にセルどうして送信タイミングの競合が発生し、セル損失もしくは遅延となる事を避ける事ができない。これは、回線使用率の上昇に伴って確率的に起るので、セル損失や遅延の完全な保証を行うことは出来ない。

本論文では、同期転送方式と非同期転送方式を融合した、同期パケット転送方式を提案する。そして、本提案方式での QoS 提供機構を設計し、計算機シミュレーションによって、QoS 保証や回線利用率について評価を行う事を目的としている。

1.2 本論文の構成

本論文の構成は次の通りである。

第1章 本研究に至った背景と、その目的や意義について述べる。

第2章 同期パケット転送の基本機構と、その特徴や ATM との違いについて述べる。

第3章 提案した同期転送方式において、QoS を保証するための機構について説明する。

第4章 対象とするトラヒックモデルについて述べる。

第5章 計算機シミュレーションにより、提案方式の性能を評価する。

第6章 研究の成果と今後の課題について述べる。

第 2 章

同期パケット 転送方式

本章では、提案する同期パケット転送方式の基本機構と特徴について説明し、ATM 方式との違いについて述べる。

2.1 同期パケット 転送の基本機構

パケット同期

ここで提案する同期パケット転送は、図 2.1 のように固定長のパケットを回線上に隙間なく送信し、パケットのヘッダからパケットの先頭位置を特定し、1 パケットを 1 タイムスロットに対応させ、このタイムスロットにしたがって転送する。以下で述べる予約を行い、予約をされたタイムスロットを使い、あるサイクルで同期的にパケットを送信すれば、その同期性は end-end で保証される。また、上で述べたように同期をとっているため end-end 間でビット単位の同期は必要なく、広域なネットワークへ適用できる可能性がある。

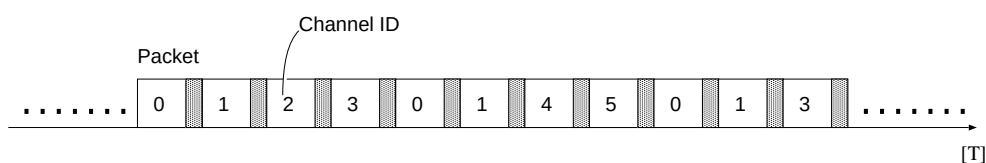


図 2.1: 同期パケット転送

パケット 出力スケジューリング

連続した複数のタイムスロット一まとめを、スケジューリング単位として定め、これをフレームと呼ぶことにする。各出力ポートでは、フレーム内のタイムスロットの予約を行うために、各タイムスロットの予約状況を記述するスケジューリングテーブルを作成する。そして、接続の要求があると、要求の条件を元にスケジューリングテーブルを埋めて行き予約を行う。

パケットの送信は、このテーブルを参照しながら行われる。予約されたチャンネルのパケットは、出力ポートに到着すると自分のチャンネルに用意された待ち行列に入れられ、予約された送信タイミングになると送信される。このとき予約チャンネルの待ち行列にデータパケットが到着していなければ、そのタイムスロットは、予約されていないチャンネルのパケット転送用に使われる。予約されていないチャンネルのパケットは、空きタイムスロットを使い送信される。図 2.2 に本提案の出力制御を行う交換器の概要を示し、図 2.3 に出力制御部を示す。

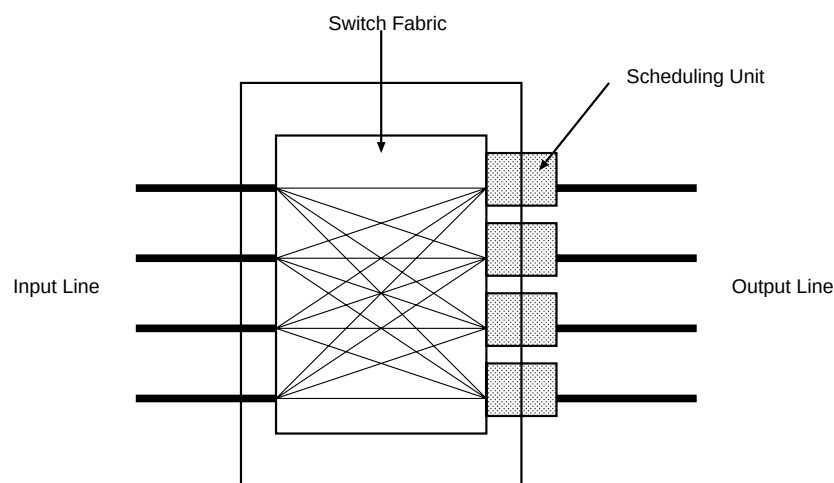


図 2.2: 提案出力制御を行う交換器

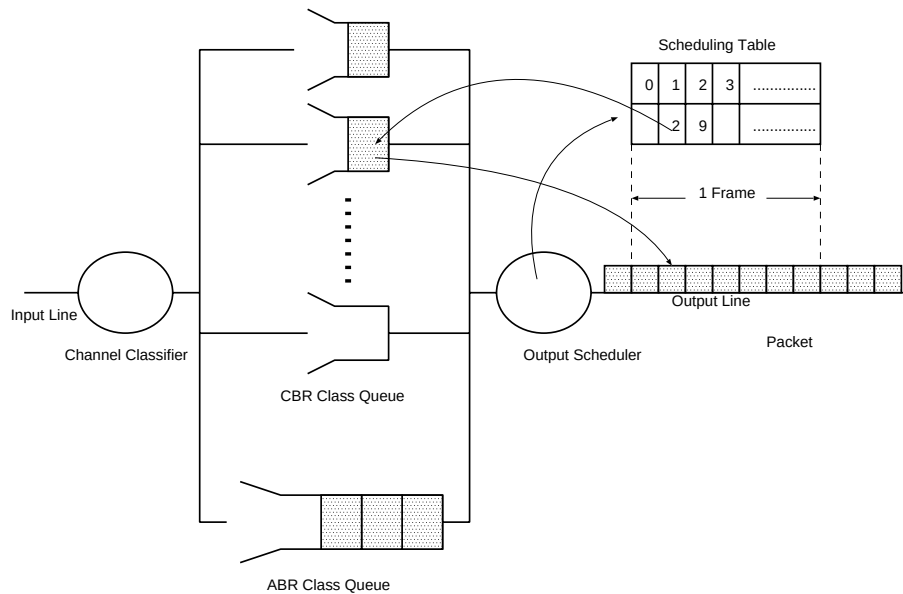


図 2.3: 出力制御部

2.2 同期パケット 転送方式の特徴

同期パケット転送方法は、固定長パケットを使いパケット単位での同期をとる事と、パケット出力スケジューリングによるタイムスロットの予約で、同期通信の品質保証と、非同期通信の効率性を融合させた事が、大きな特徴であると言える。

本方式によって、パケット送信時の出力回線の奪い合いを防ぎ、帯域、遅延、ジッタ、パケット損失率を保証する事ができる。さらに、ここで言う保証とは完全な保証である。それは、同期通信を行うコネクション型の通信の場合は、通信開始前にコネクション受付制御を行い、あらかじめスロットを確保するからである。これは、時間的なタイミングの予約を行う事に等く、パケットの送信時刻が他のチャネルと競合が起らない事を意味している。したがって、受け付けられたチャネルは要求した条件が完全に満たされた通信を行う事ができ、他チャネルの影響を受けることが無い。また、予約スロットの間隔を変えることで、ある制限の元様々な帯域幅の要求に応える事も可能である。

要求を満たせるか、満たせないかは CAC¹ 時に分かるので、要求を満たせない通信は、あらかじめ拒否され通信を開始する事ができず呼損となる。したがって、回線の残り帯域

¹Connection Admission Control: 接続受付制御

が、呼が要求する帯域よりも大きい場合でも、予約スロットの競合によってスロットが確保できなければ受け付けることはできない。

2.3 ATM方式との違い

本提案と同じく、固定長パケットを用いたマルチメディア通信向けの転送方式に ATM があるが方式との違いを述べる。

パケット長

ATM はパケット長が短いため高速にセルを転送するためには、時間当り非常に多くのセルを処理しなければならない、ソフトウェアによる処理はできないのが現状で、セルの処理はハードウェアに頼っている。したがって、各チャネルごとの複雑な出力セルスケジューリング処理を行うことができない。また、小さいセルでは、ヘッダによるオーバーヘッドの問題なども無視できない問題となっている。

ここで、1 パケットの処理に費やせる時間を ATM 方式の $P_1 = 53[Byte]$ セルと、 $P_2 = 2[KByte]$ のパケットとを $150[Mbps]$ の回線を用いた場合において比較する。

$$T_1 = \frac{53[Byte] \times 8[bit/Byte]}{150[Mbps]} \approx 2.83[\mu s]$$

$$T_2 = \frac{2[KByte] \times 8[bit/Byte]}{150[Mbps]} \approx 109[\mu s]$$

これより、固定するパケット長を長く取る事で、単位時間あたりに処理しなければならないパケットの数を減らすことができ、1 パケットにの処理により多くの時間を掛ける事ができると言える。したがって、ソフトウェアによる処理が可能となる。

本提案では、ソフトウェア処理が可能と思われる数キロバイト程度のパケット長を想定し、ソフトウェア処理によるパケット出力スケジューリングが行えることを前提としている。

出力スケジューリング

ATM は、GCRA² によって、各チャネルの単位時間当りのセル送信数を制御することによって、帯域の決定を行っている。したがって、他チャネルとの影響を受けやすく、

²Generic Cell Rate Algorithm

パケット送信時刻が競合する事がある。この場合、ATMでは、ヘッダの CLP³ フラグによって、選択的にセルを廃棄しているものの、パケット送信時刻の競合は確率的に起るために、パケット損失率の制御をする事は難しい。

上で述べた前提から、本提案では、ソフトウェア処理によるパケットスケジューリングを行う。このスケジューリングを通信開始前の CAC 時に行い、必要なタイムスロットを予約する。そして、スケジューリングテーブルを元に、パケットの転送が開始されるので、予約チャンネルのパケットの転送時刻は必ず保証されているので、他チャンネルの転送状態の影響を受けることが無い。パケット損失、遅延、ジッタの要求については、要求を満たせるもののみ受け付けられるので、常に帯域、遅延、ジッタ、パケット損失率を保証できる。

³Cell Loss Priority

第 3 章

QoS 保証機構

本章では、提供するサービスと、要求する QoS パラメータを定め、提案した同期パケット転送方式を用いて、QoS 保証を実現するための機構を説明する。

3.1 サービスクラス

本研究では、優先的に転送が行われる CBR クラスと、利用可能な帯域を使用して転送を行う ABR クラスの二つのサービスカテゴリを定めた。以下に、それぞれのクラスの特徴と提供可能なサービス品質について述べる。

CBR(Constant Bit Rate) クラス

音声や動画通信等の、同期的にデータが発生する通信に対応するクラスで、接続要求時の QoS パラメータとして、要求帯域幅と許容パケット遅延率を提示する。そして、通信開始前の接続受付制御時に、要求帯域幅を元にタイムスロットの予約間隔を決定し、これに許容パケット遅延率に定められた許容幅を持たせた間隔でタイムスロットを予約し、end-end での同期性や、帯域幅、遅延、ジッタの保証された通信が可能である。

ABR(Available Bit Rate) クラス

コンピュータデータ通信のような、非同期的にデータが発生する通信向けクラスで、予約されていない利用可能なスロットを使って転送を行う、ベストエフォート型¹ のクラスである。したがって、帯域、遅延、ジッタ等の QoS 保証は行われない。

¹Best Effort: 最前努力型

3.2 接続受付制御

接続受付制御とは、CBR コネクションを受付けたり、拒否したりするために呼設定の段階で行われる処理のことで、呼が要求する QoS で通信を行えるかどうかの判断を行う制御である。

本研究では、QoS のパラメータに、帯域幅とパケット転送遅延許容度を用い、発呼側は、この二つのパラメータによって要求する QoS をネットワーク側に提示する。接続受付制御は、CBR クラスの QoS 保証を行うために、通信が開始される前に実行され、呼が提示した QoS パラメータに従い、転送で使用するタイムスロットの予約を行う。CBR クラスの接続要求は、接続受付制御によって要求される QoS が end-end で満たされた時のみ受けられ、要求が満たされない場合は拒否される。

要求された QoS に基づく タイムスロットの予約は、2.1 節で述べたように、スケジューリングテーブルを使い、以下に述べる方法で実行する。

3.2.1 帯域保証

帯域の予約は、要求された帯域幅からパケットの転送間隔を求め、その転送間隔に従い、テーブルのエントリを埋めて行く。パケットの転送間隔は、以下の式より求められる。また、スケジューリングテーブルで予約すべきスロットの数は、3.2 式より求まる。

$$PTC = \frac{V_{Output}}{V_{Request}} \quad (3.1)$$

$$RSN = \frac{ENTRY}{PTC} \quad (3.2)$$

PTC : パケット転送間隔

V_{Output} : 出力回線帯域

$V_{Request}$: 要求帯域

RSN : 予約スロット数

$ENTRY$: スケジューリングテーブルエントリ数

3.1 式より求まる、パケットの転送間隔でスケジューリングテーブルのエントリを予約して行く。しかし、 PTC がテーブルのエントリ数で割りきれない場合、つまり、エントリ数の約数で無い場合は、この転送間隔で予約を行っていくと、1 フレーム中に必要なスロット数の予約を行うことができない。要求が、パケット転送遅延の許容度を提示してい

ば、許容度にしたがって必要なスロット数を1フレーム中に予約することができるが、本研究では、要求帯域幅の種類を、等間隔で1フレーム中に必要な数だけ確保可能なものに限定する。

3.2.2 遅延・ジッタ保証

CBR クラス要求の通信全てが、パケット到着間隔に遅延や揺らぎの完全でないものを望んでいるとは限らない。つまり、完全に等間隔にスロットを予約する必要がなく、ある程度の揺らぎは許容できる通信も含まれていると考えられる。したがって、その揺らぎの許容できる範囲をネットワーク側に提示し、より柔軟にスロットの予約を行う事ができれば、効率的にスロットの予約が行うことができる考えられる。同期的に、タイムスロットを予約する場合、つまりジッタを認めない場合、予約スロットがすでに他のチャンネルによって予約されていたら、ずらさなければならない。

この揺らぎを、パケット転送遅延許容度として、ネットワークに要求する QoS パラメータとし、接続受付制御時に考慮しながらスロットの予約にあたる。パケット転送遅延許容度は、通信における、パケット転送遅延やジッタに関係するパラメータである。以下に、本研究での、パケット転送遅延許容度の定義を示すと同時に、遅延やジッタの定義を示す。

- ジッタは要求する転送レートに依存して影響が表れやすく、高速な通信において、1スロット揺らぐ場合と、低速な通信で1スロット揺らぐ場合とでは、通信の品質に与える影響は異なる。したがって、パケット転送遅延許容度は、要求するパケット転送間隔に対する割合で表す事にする。

$$PDR = \frac{PTD}{PTC} \quad (3.3)$$

PDR : パケット転送遅延許容度

PTD : パケット転送遅延

PTC : パケット転送間隔

- スロットの予約は、初期予約スロットの位置が決まると、要求パケット転送間隔もしくは、前段での予約スロットの位置にしたがって、遅延やジッタのない理想の予約スロットの位置が決定する。パケット転送遅延は、理想の予約位置からずれて予約されたスロットの数とする。図 3.2.2 の Stage1 が理想の予約スロット位置である。

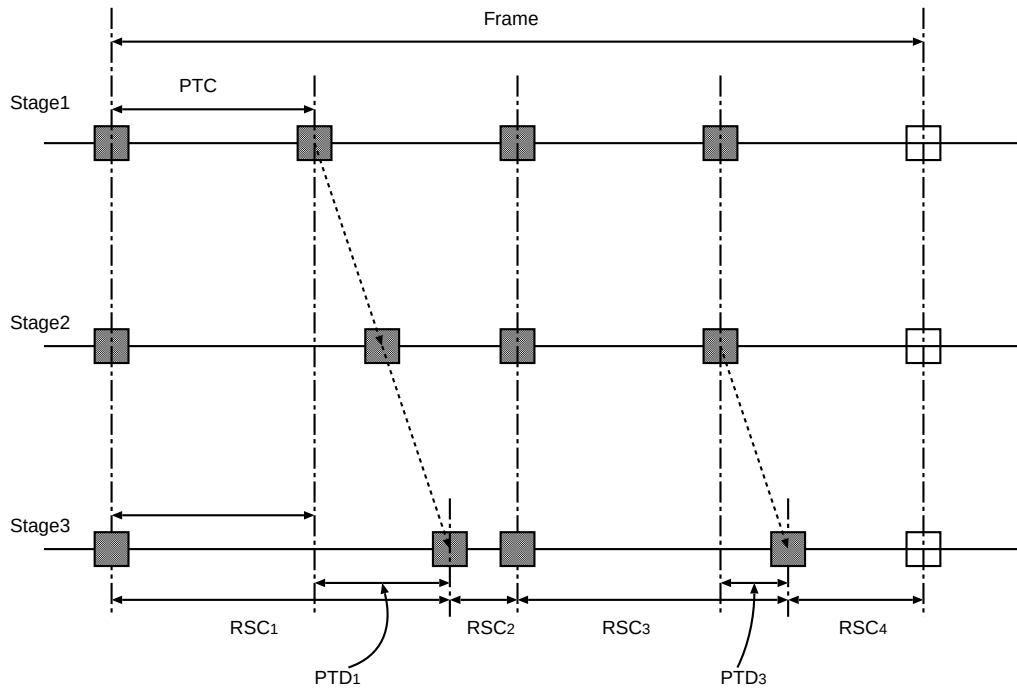


図 3.1: パケット転送遅延と理想予約スロット

- ジッタは、平均パケット転送間隔と実際の予約間隔とのずれの割合で表で表す。

$$JITTER = \frac{|PTC - RSC|}{PTC} \quad (3.4)$$

$JITTER$: ジッタ

PTC : パケット転送間隔

RSC : 予約スロット間隔

3.2.3 スロット確保

スケジューラでは、パケット転送時の参照用スケジューリングテーブルのほかに、予約処理用に、参照用と同内容のテーブルを作業用として持つものとし、予約処理はこちらのテーブルで行う。呼の到着時のテーブル状態で、予約処理を行い処理が完了するまで保持する。全ての段での処理が完了し、その要求のが受け入れ可能であったならば、各段において1スロットの時間内でテーブルの更新を行う。こうすることで、既存チャネルの通信に影響を与えることなく、新たなチャネルの受付が行え、また、予約処理に1スロット

トの転送時間以上が必要な場合にも対応することができる。パケット転送時の参照スケジューリングテーブルは、新たなチャネルの受付もしくは、切断によるテーブルの更新を1パケットの処理時間内に行えるものとする。

要求 QoS パラメータより、スロットの予約を行うが、スロットの予約位置は、本スケジューリングを行う交換器の立場により異なる。UNI² の場合では、ユーザー側にスロットの予約位置を通知しユーザーはそのタイミングに合わせてパケットを送信するよう制御すれば良いため、予約スロットの起点は自由に決めることができる。しかし NNI³ では、すでに前段の交換器でスロットが予約され、パケット送信のタイミングはスケジュールされているため、NNIでのスロット予約は、前段でのスロットの予約位置による制限を受ける。したがって、既存チャネルの予約スロットとの競合時における回避の方法も異なってくる。UNIにおける予約アルゴリズムと、NNIでの予約アルゴリズムの二つを以下に示す。

タイムスロット予約アルゴリズム (UNI)

CBR クラスで想定されるトラヒックは、同期的な性質の強いものである。したがって、パケット遅延許容度内の、空きスロットの検索は、そのスロットより必ず先（時間的に後）でなければ、データの発生以前のスロットが予約されてしまい、常に空のスロットが予約されることになる。したがって、予約スロット競合時の空きスロットの検索は、競合スロットより前（時間的に前）の検索は行わない。

テーブルの一部への予約スロットの集中を避けるため、スロット予約の起点は、ランダムに決める。このスロット位置から以降のスロットの予約を行い、条件が満たされた予約が完了したら接続許可を出し、満たされ無ければ、起点をずらし再び同様に検索を行い、配置可能な状態を全検索する。

タイムスロット予約アルゴリズム (NNI)

NNI ノードでは、前段での予約スロットの位置から、予約するスロットの位置を決定しなければならない。したがって、各チャネルは前段で予約されたエントリナンバーの情報を次段に継承する必要がある。ここでは、前段から継承された情報を元に、同じ位置からの予約を試みる。

CBR クラスのコネクションに対して、1パケット分のキューしか設けていないとすれば、それぞれの予約スロットは、次のパケットが到着するまでの位置にスロットを予約しなけ

²UNI: User Network Interface

³NNI: Network Network Interface

れば、キューからあふれ、パケット損失になってしまう。パケット転送遅延許容度を 1.0 以上認めるチャンネルの場合は、2 つ以上のパケットが入るキューが必要になる。

3.3 パケット 転送制御

パケット転送は、各出力ポートに作成されているスケジューリングテーブルを参照しながら行われる。一度テーブルを参照し終えたら、またテーブルの先頭に戻り参照による転送が繰り返し行われる。

3.3.1 CBRトラヒック

受け付けられた CBR トラヒックは、接続受付制御で転送に使うスロットがスケジューリングテーブルに全て記述され予約されている。また、2.1 節で述べたように、パケットの転送は、このテーブルエントリを順に参照し、記述されているチャンネル ID のキューからパケットを取りだし、出力回線に送り出す。したがって、CBR クラスのトラヒックは、優先的にその出力タイミングを使うことができ他チャンネルの影響を一切受けることなく転送可能であり、発呼時に要求した QoS は完全に保障された通信を行う事ができる。

3.3.2 ABRトラヒック

ABR トラヒックは QoS 保証を行わない。CBR クラスによって予約または、使用されていない、スロットを使用してパケットを転送する。出力ポートに到着した ABR クラスのパケットは、全て一つのキューに入れられる。テーブル参照が予約のされていないスロットにさしかかったら、ABR クラスの FIFO キューからパケットを取りだし送信する。また、CBR クラスに予約されているものの、キューにデータパケットが到着していなければそのスロットを ABR トラヒックの転送に使用することも可能である。

ABR クラスのキューの長さを、固定長にすればパケット転送遅延時間は、ある最大値に抑えることが可能ではあるが、パケット損失が起る。非常に長いキューにすれば、パケット損失を抑えることができるが、遅延時間の制御を行うことができない。

第 4 章

トラヒックモデル

本章では、現実で想定されるトラヒックから、シミュレーションで採用するモデルを決定し、そのトラヒックモデルについて説明する。

4.1 コネクション

CBR クラスの要求 QoS パラメータには、要求帯域とパケット転送遅延許容度がある。呼の生起、保留時間は、古くから電話トラヒックの分野で広く使われてきたマルコフモデルを使い、受付は即時式とする。要求帯域の分布は負の指数分布に従うものとし、パケット遅延許容度は任意の値をとる。

4.1.1 生起率と保留時間

呼の生起間隔と保留時間がともに負の指数分布に従うマルコフモデルを考える。生起率（到着率）は平均が λ で、生起間隔は $1/\lambda$ の負の指数分布に従い、呼の終了率（サービス率を μ とすると、呼の平均保留時間間隔は $h = 1/\mu$ で、平均 h の負の指数分布に従うものとする。

$$t = \frac{1}{\lambda}$$

$$h = \frac{1}{\mu}$$

λ : 呼の正規確率

t : 呼の生起間隔

μ : サービス率

h : 保留時間

4.1.2 要求帯域分布

CBRトラヒックで要求される帯域幅は、回線全体に対する割合で表すことにし、その種類は、3.2.1節で、述べた理由からスケジューリングテーブルのエントリ数の約数で、等間隔に必要なスロット数を確保可能な1,2,4,5,10,20,25,50%とする。その分布は、平均2,5,10%の負の指数分布の概形にほぼ従う、モデル2-4と、平均5%の任意の分布のモデル5、要求帯域が1%のみのモデル1を使う。また、現実的には、回線の容量に対して、要求する帯域幅が1から2%程度のトラヒックが多いものと考えられるので、モデル2を基本モデルとする。

	平均要求帯域幅	要求帯域幅分布	図
モデル1	1%(固定)		
モデル2	2%	負の指数分布	図 5.10
モデル3	5%	負の指数分布	図 5.11
モデル4	10%	負の指数分布	図 5.12
モデル5	5%	任意の分布	図 5.13

表 4.1: モデルと分布図

4.2 パケット

CBR と ABR クラスのパケット転送に関する、モデルについて説明する。

4.2.1 CBRトラヒック

CBR パケットは、予約された帯域全てを使用するモデルと、予約帯域内で、平均 λ 分散 1 の正規分布に従った転送レートのモデルを考える。

4.2.2 ABRトラヒック

ABR パケットは、到着率 λ で、到着間隔は $1/\lambda$ の負の指数分布に従う。タイムスロットを使って転送を行うので、サービス間隔は、完全に周期的に行われる。ABR トラヒックのキュー長は無限大とするので、CBR 予約率 0% の時は、 $M/D/1(\infty)$ のモデルに従う。

第 5 章

シミュレーション実験

シミュレーションでは、クラス別の QoS を測定するため二つのレベルに分けて行った。呼レベルでの QoS 保証とパケット転送レベルでの QoS について検証する。4 で述べたモデルをそれぞれ使用する。

シミュレーションの評価点は、以下に挙げられる。CBR クラスに関する、呼レベルのシミュレーションでは、QoS 保証の指標として、使用率の上昇に伴う呼損率、遅延、ジッタがある。また、本方式の適用可能なネットワーク規模の検証するために、多段接続環境での QoS 指標について評価する。

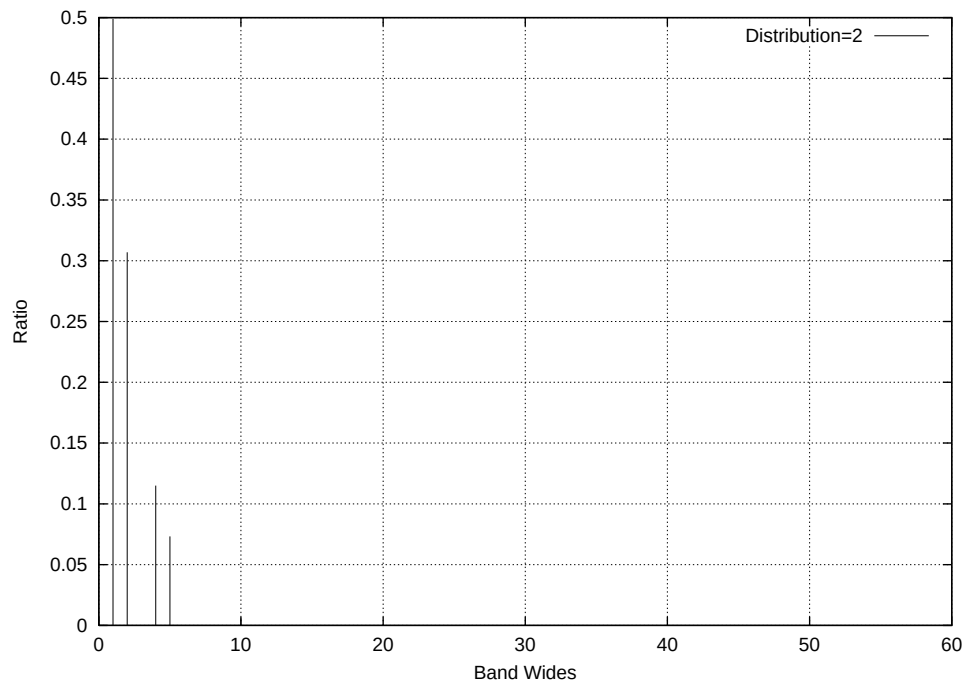
パケット転送レベルでは、CBR クラスの予約帯域が、ABR クラスの品質に与える影響を ABR クラスの待ち行列長から検証する事である。また、CBR クラスでは、呼レベルで保証された QoS が、パケット転送レベルでの QoS となる。

5.1 一段接続環境

接続が一段で完了する時の、呼レベルのシミュレーションを行った。このシミュレーションでは、本提案方式による基本的な QoS 保証の性能を明らかにする。シミュレーション 1 では、4 章で定めた基本モデルによって、使用率に対する QoS 保証性能をしめし、シミュレーション 2 では、要求のそれぞれのモデルで、要求帯域幅の違いによる、QoS 保証性能を明らかにする。

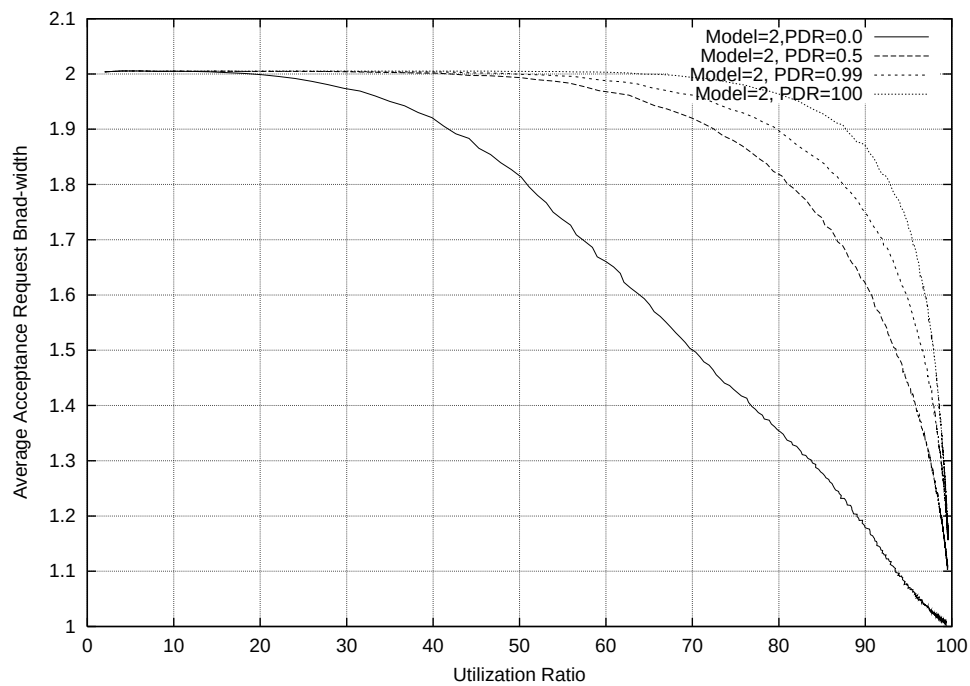
5.1.1 シミュレーション1：基本モデルにおける QoS の保証の検証

平均要求帯域が2%である、モデル2(図 5.1) を使い、CBR クラスの接続要求に対する、QoS 指標を使用率の変化にしたがって示す。また、パケット転送遅延許容度の違いにより、それぞれの QoS 指標表れる影響も同時に示す。



使用率に対する平均受け入れ帯域幅

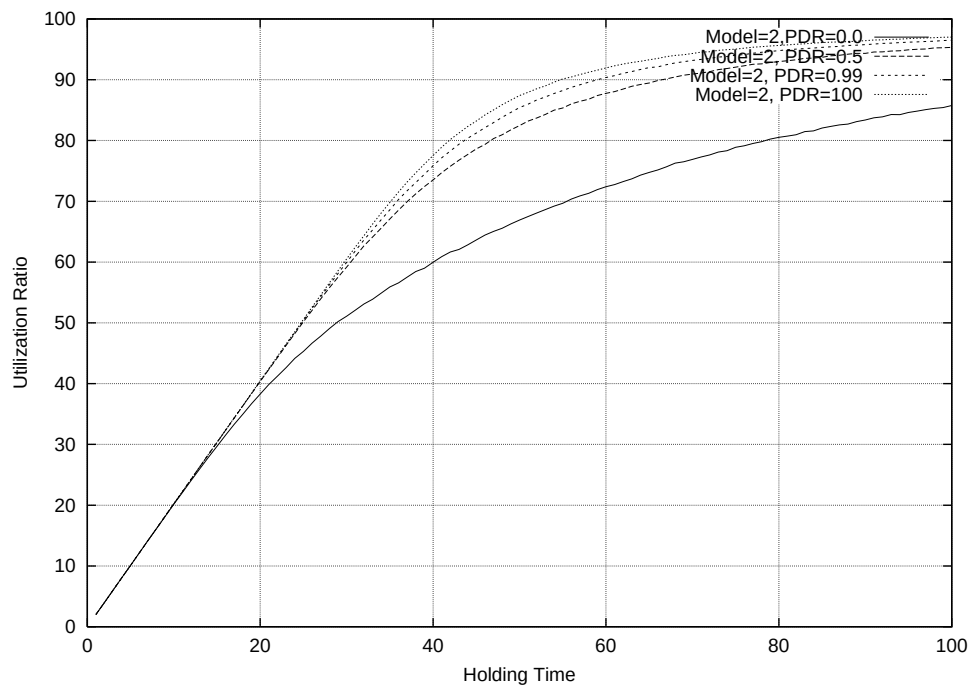
受け付けられた呼の、平均帯域と使用率の関係を図 5.2 に示す。図より、使用率が 90% 近くまで上昇すると、受け付けられた帯域幅の平均は、本モデルの要求の平均帯域幅である 2% から、それは 1% に近づいてくることが分かる。これは、回線が高使用率状態になると、帯域の確保が容易に行える 1% の要求だけが受け付けられた結果であると言える。



保留時間に対する使用率と使用率に対する呼損率

先ず、図 5.3 保留時間に対する使用率の関係を示し、図 5.4 に使用率に対する呼損率の関係を、それぞれパケット遅延許容率に関して示す。

パケット転送遅延を認めるものと認めないもののでの使用率に対する呼損率は非常に大きな差が出ることが分かる。また、パケット遅延を認めるものでは、0.5 認めるものと、約 1.0(1 サイクル分) 認めるものでは大差が出ないことが分かる。



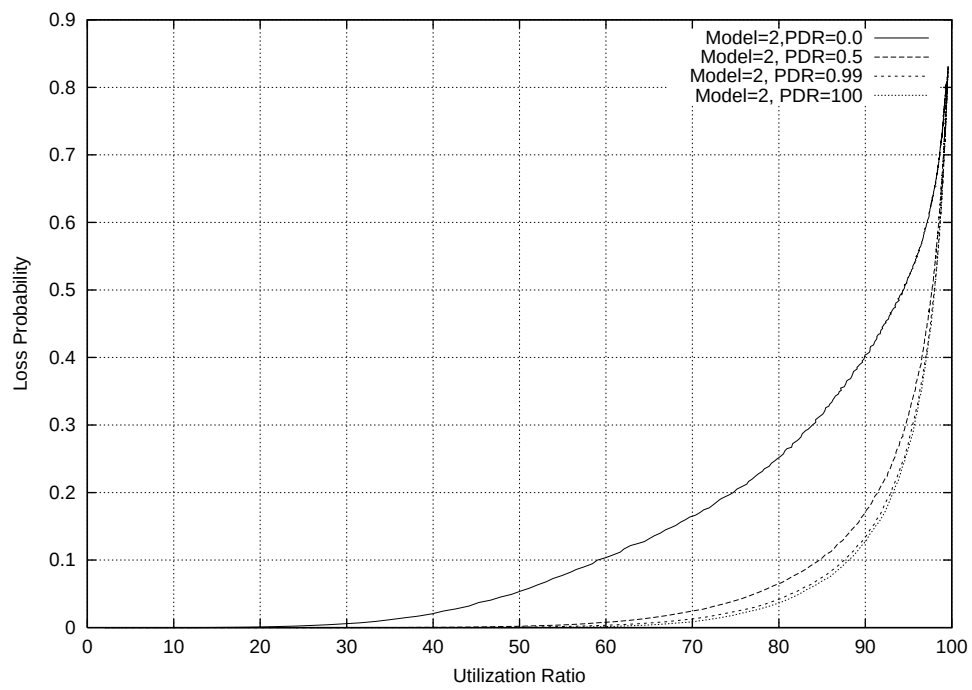
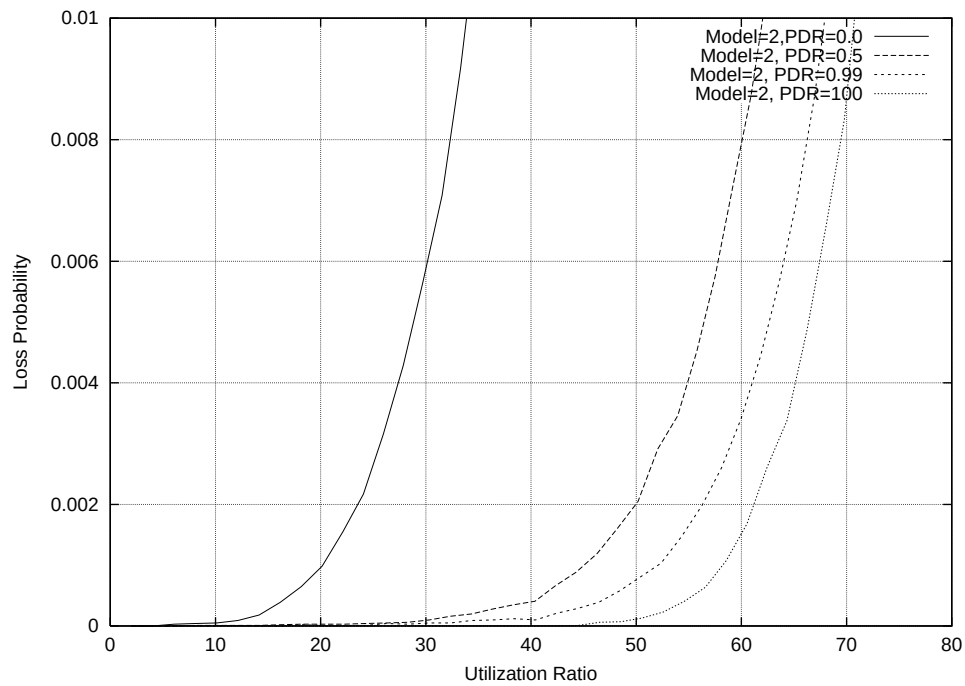


図 5.4: モデル 2 における使用率に対する平均呼損率

実用的な呼損率を検証するために、呼損率が0.01以下の結果を図5.5に示す。図5.5より、遅延、ジッタを認めないタイプのトラヒックにおいても、約20%の使用率で、0.1%の呼損率で収まっていることが分かる、さらに、パケット転送遅延を許容すれば、同じ呼損率で使用率を50%まで高めることができる。



使用率に対する呼損率の種類の内訳

上で述べた呼損率は、5.1 式で表すように、二種類の呼損率の合計である。

$$B = B_{Shortage} + B_{Collision} \quad (5.1)$$

B : 呼損率

$B_{Shortage}$: 回線容量不足による呼損率

$B_{Collision}$: 予約スロット競合による呼損率

ここでは、呼損率の内訳を示す。一つは、残りの帯域不足のため拒否される事による呼損で、全要求数に対するこの呼損率 $B_{Shortage}$ を図 5.6 に示す。もう一つは、残りの帯域は空いているものの、スロットを予約する際に先に予約されている他のチャンネルのスロットと競合して、許容値内では配置できなかった場合の呼損で、同じく全要求に対するこの呼損率 $B_{Collision}$ を図 5.7 に示す。

残り帯域不足のための呼損率の傾向は、一般的なコネクション型パケット転送システムと同様であると言える。パケット遅延率の違いによる呼損率のばらつきは、図 5.2 より、受け付けられた呼の要求していた平均の帯域がそれぞれの使用率で、パケット遅延許容率によって異なっているためであると考えられる。

図より、予約スロットの競合による呼損は、使用率が 90% あたりで下がり出すことが分かる。これは、図 5.2 で示したように、回線の使用率が上昇すると受け付けられた平均の帯域幅が 1% に近づいてくるためである。1% の帯域幅要求は、スケジューリングテーブル内にただ一つだけスロットを予約すれば良い。一段接続環境では、予約スロットに前段からの制約がないため、任意のスロットに一つだけ予約すれば良い、したがって非常に予約が行いやすくなるため、予約スロット競合による呼損率が低下していると考えられる。

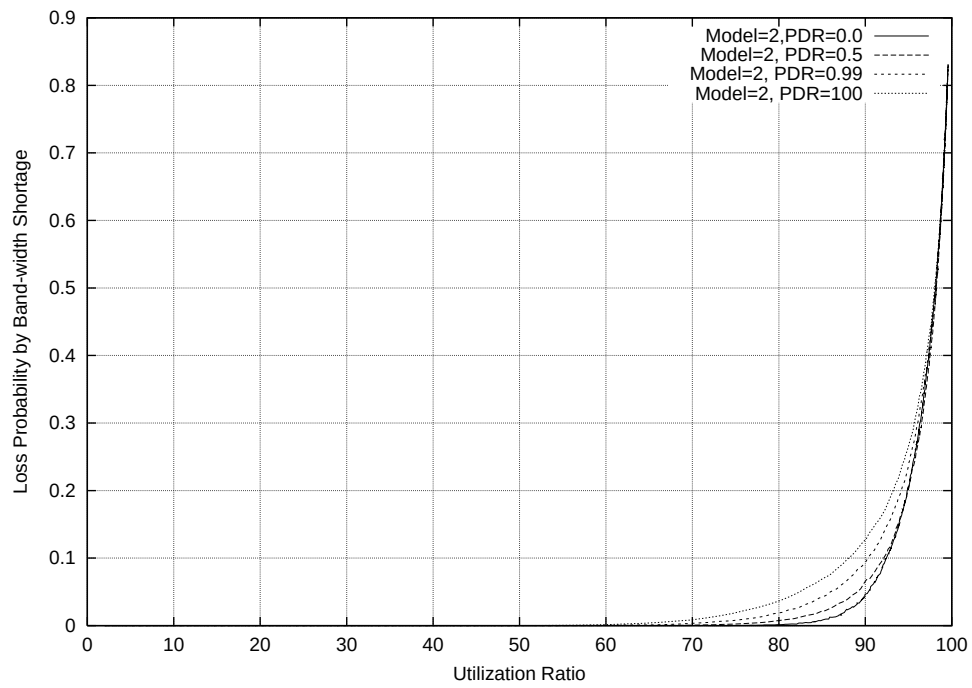
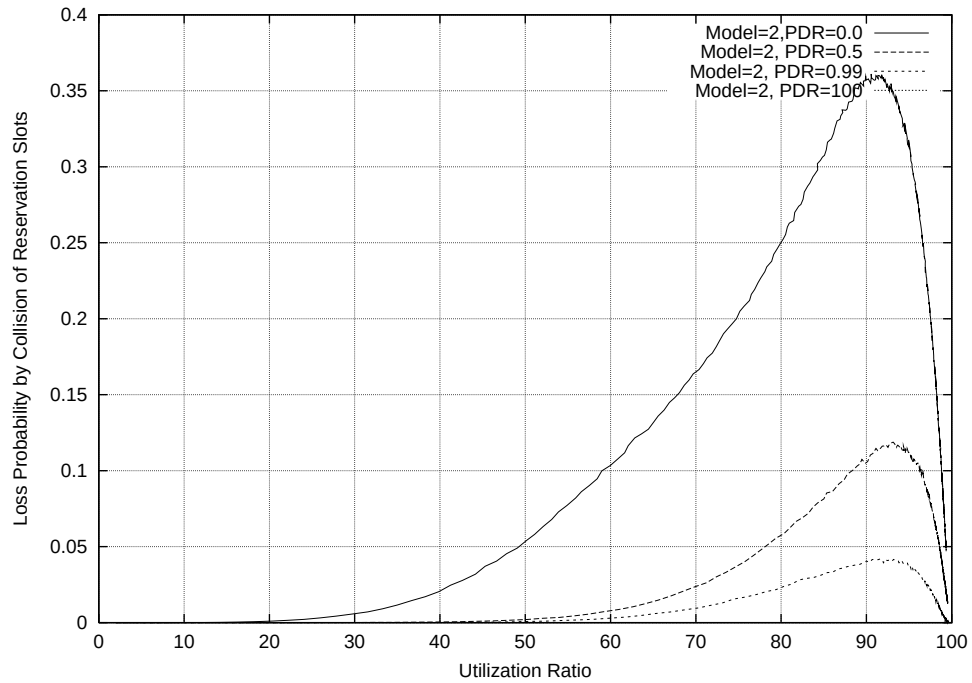


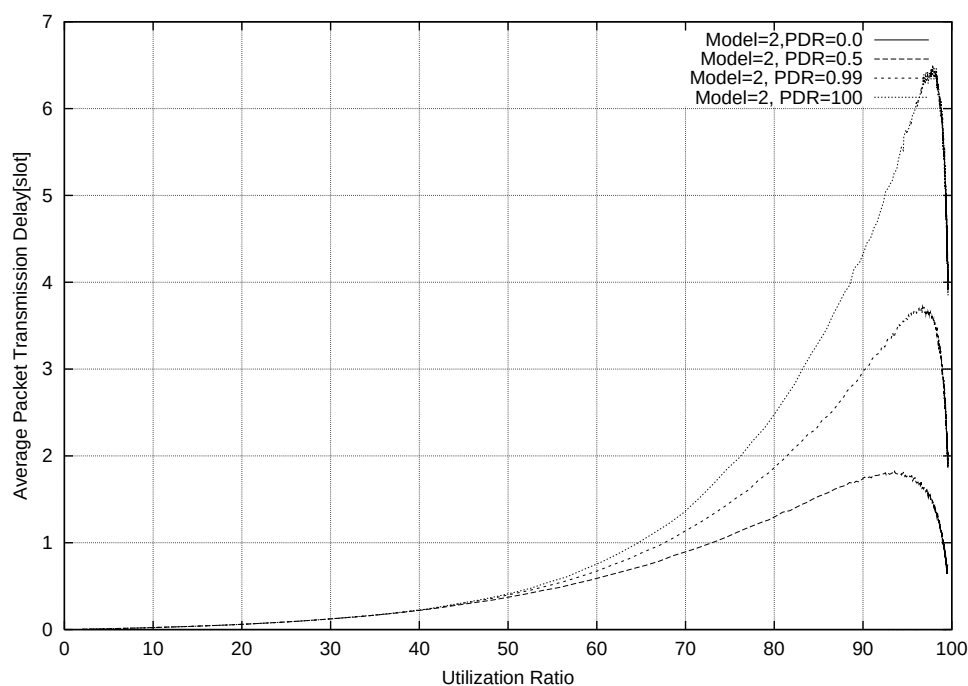
図 5.6: モデル 2 における使用率と残余帯域不足による呼損率



使用率に対する平均パケット転送遅延と平均ジッタ率

使用率に対する、CBR クラス各チャネルの平均パケット転送遅延と、平均ジッタ率を、図 5.8 と図 5.9 に示す。

これらも、使用率が 90% 付近から、それぞれ下がり出す傾向であることが分かる。これも、上で述べた傾向と同様で、使用率の上昇にともない受けられた呼の平均帯域が 1% に近づくからである。一段接続における、要求帯域幅 1% の予約は、スケジューリングテーブル内に一つだけスロットを予約すれば良い。また、スケジューリングテーブル参照によるパケット転送は、フレーム単位での同期もとれているため、完全に周期的に行われており、予約された一つのスロットによる転送では、遅延やジッタは発生しない。



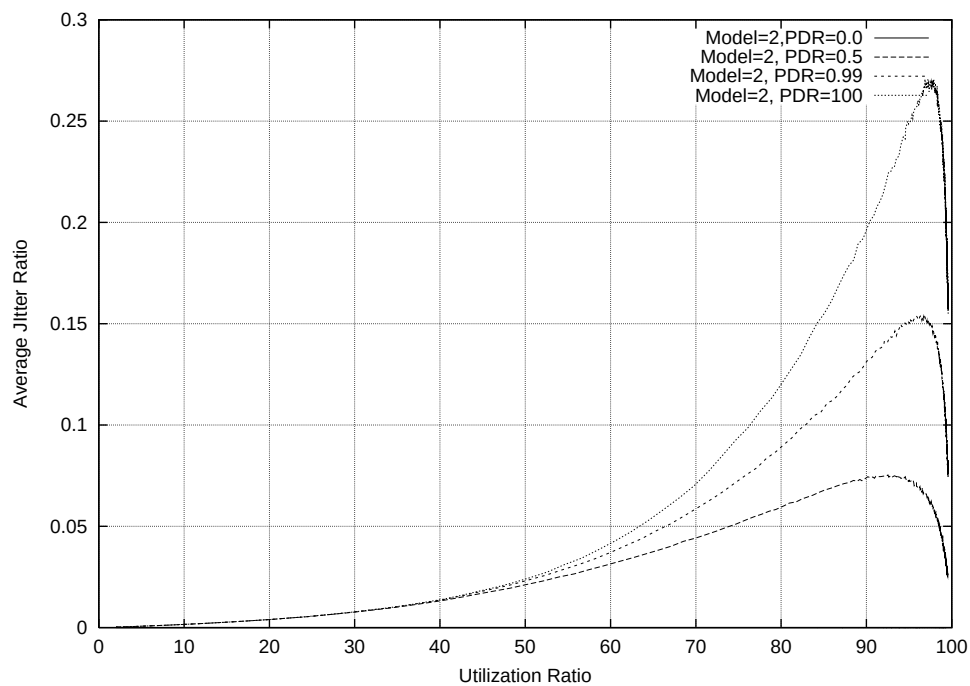


図 5.9: モデル 2 における使用率と平均ジッタ率

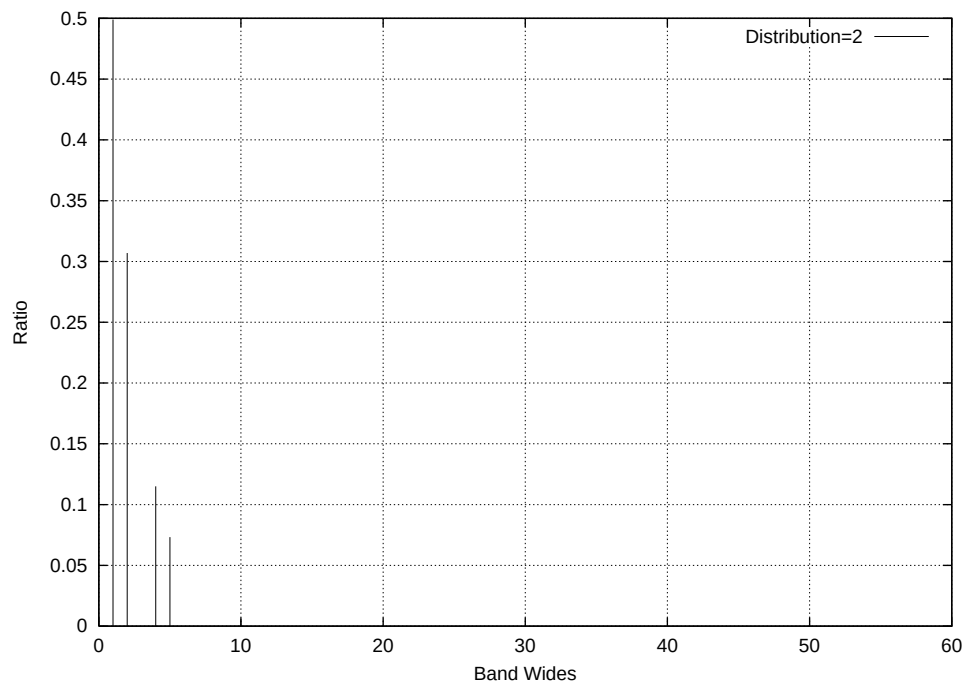
回線使用率が、高くなると、受けられる帯域の平均は、要求された帯域よりも低くなり、呼損率も非常に高くなり、この観点からはユーザーにとって品質の良いサービスを提供することは難しい、しかし受け入れられた呼に関しては、要求が満たされていると言える。

本研究では、帯域予約型トラヒックは全体の約 20%前後が現実的なものであると想定する。この場合、これらのシミュレーションから呼損率や、受付帯域の平均、さらに遅延やジッタからみても、十分に満足の行く結果が得られていると言える。

5.1.2 シミュレーション2：平均要求帯域分布の違いによる QoS 保証の検証

各モデルの要求帯域分布

ここでは、4章で述べた、要求される帯域幅の分布の違いによって現れる QoS への影響を示す。モデル1以外の、それぞれの要求帯域の分布を図5.10-5.13に示す。モデル1は、要求帯域が1%に固定してある。モデル3とモデル5は要求平均帯域は10%で同じであるが、分布の形状が異なる。



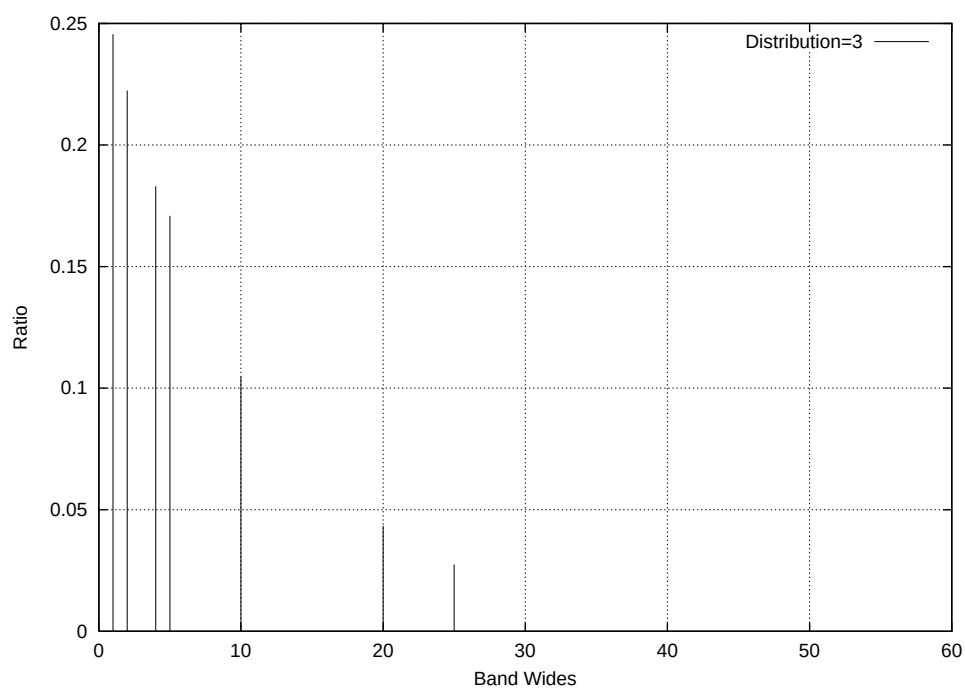
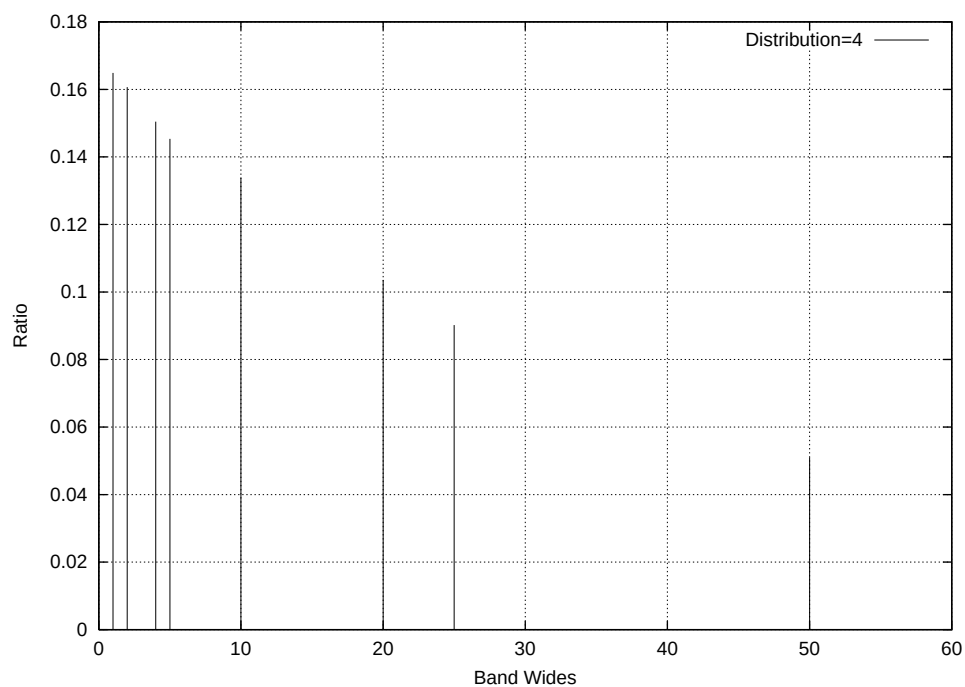


図 5.11: モデル 3(平均 5%) の要求帯域分布



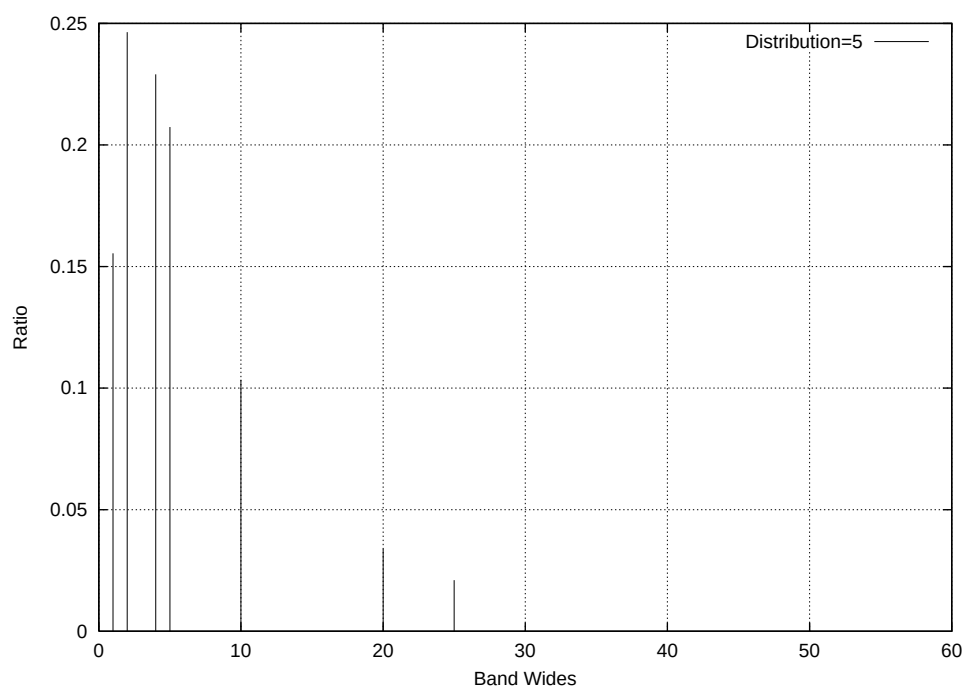
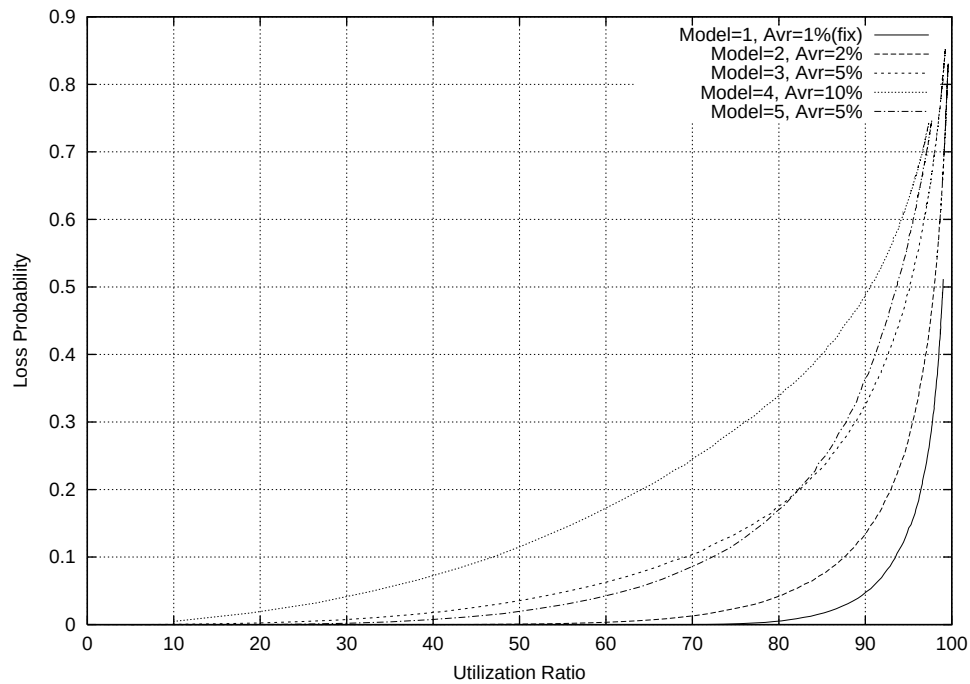


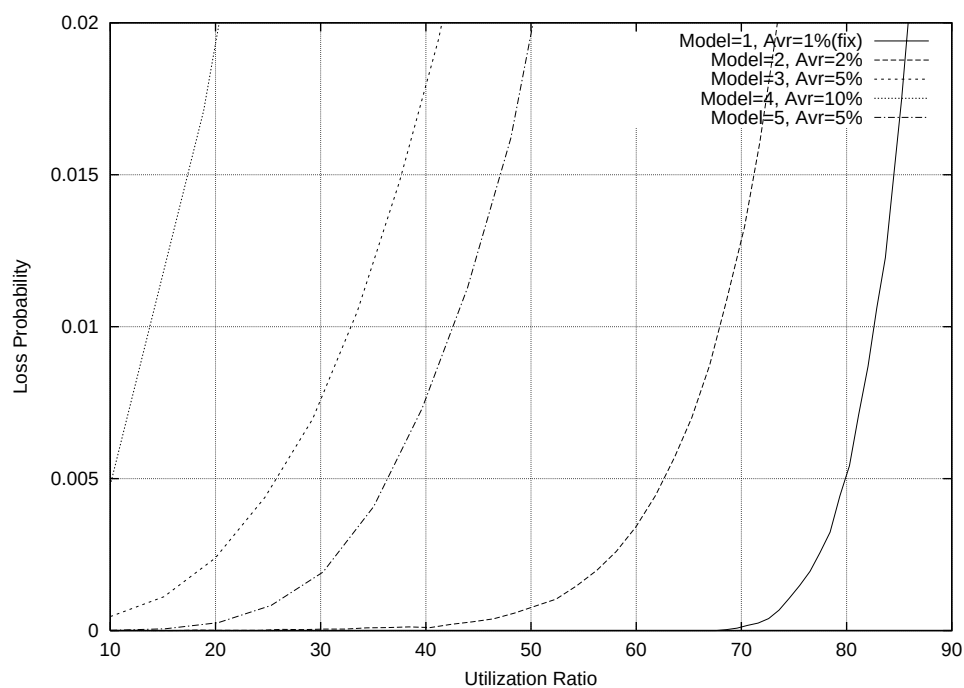
図 5.13: モデル 5(平均 5%) の要求帯域分布

使用率に対する呼損率

それぞれのモデルについて、使用率に対する呼損率の関係を図 5.14 示す。平均要求帯域 5%で、分布の異なるモデル3と5では、呼損率の傾向も異なることが分かる。また、要求帯域の分布の違いによって、呼損率に大きな差が出る事が分かる。



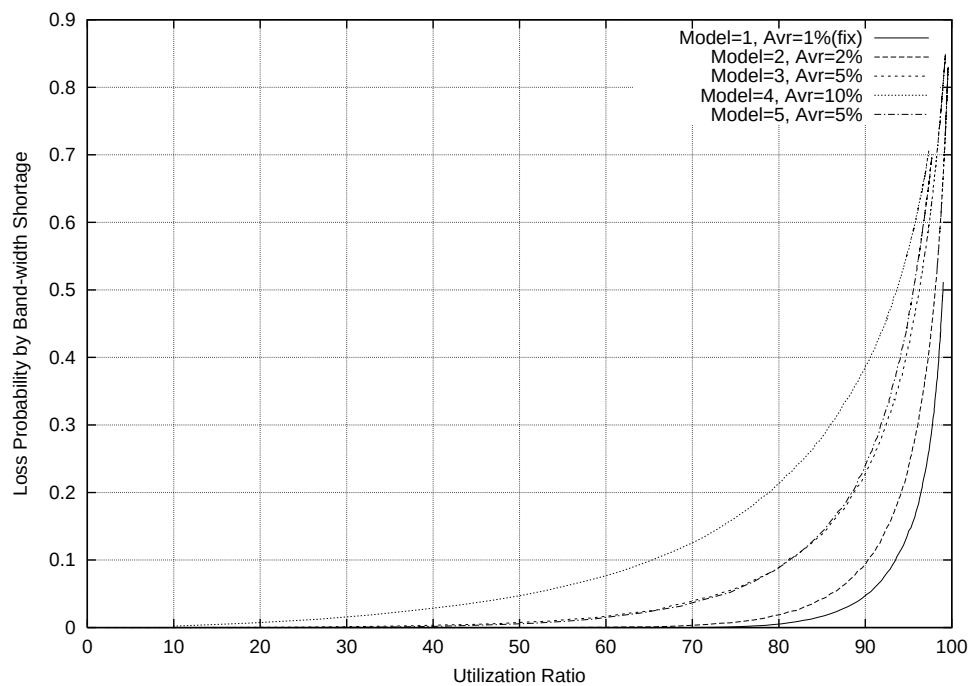
ここで、図5.15に、0.02%以下の呼損率について示す。ここでも分布の違いによって、大きな差が出ていることが分かる。モデル4の平均要求帯域が10%のものは、使用率20%ですでに、2%の呼損率であり非常に厳しいと言える。



使用率に対する呼損率の種類の内訳

それぞれの分布に対する、二種類の呼損率の内訳を示す。残り帯域不足による呼損率を、図 5.16 に示し、図 5.17 に予約スロット競合による呼損率を示す。モデル 3 とモデル 5 を比べると、ここで大きな差が出ている事が分かる。この 2 つのモデルは、要求の平均帯域幅は同じだが、分布形状が異なっており、モデル 5 の方がモデル 3 に比べると帯域 1% の要求が少なくなっている事から、このような結果になったものと思われる。

これらも、モデル 2 でのシミュレーションで述べた事と同様に、使用率に対する、呼の受け付けられた平均の帯域の変化が、それぞれの分布において異なるからであると考えられる。



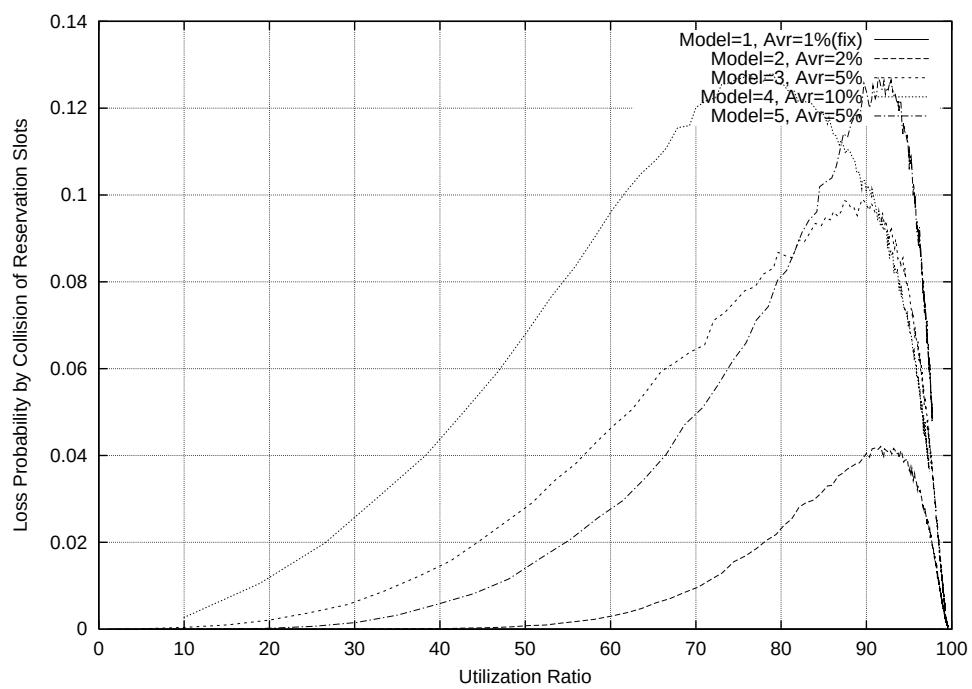
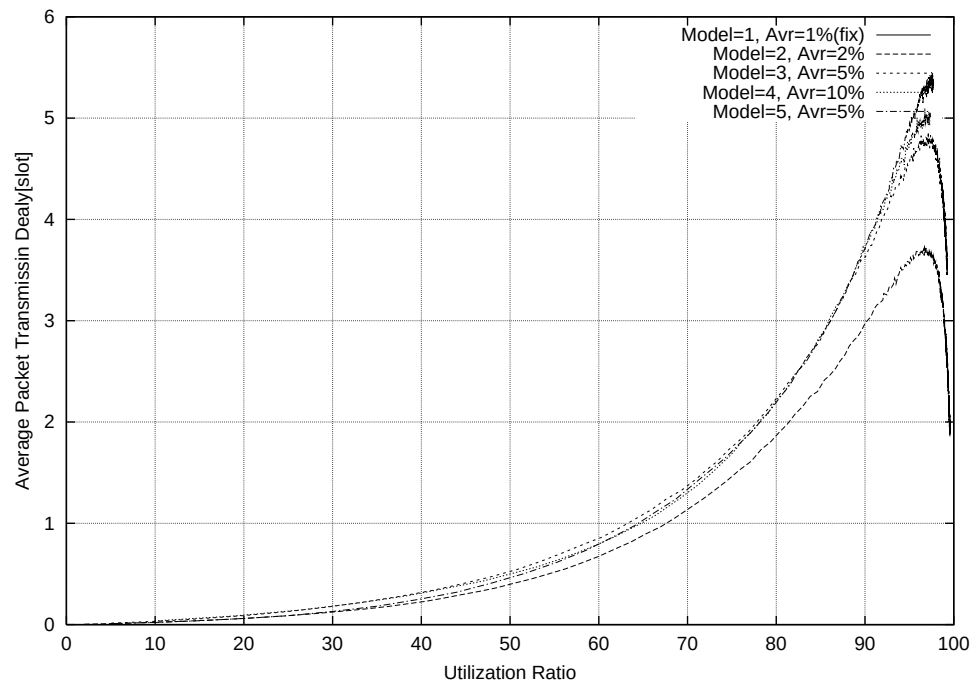


図 5.17: 平均要求帯域分布の違いによる使用率に対する予約スロット競合による呼損率

使用率に対する平均パケット遅延と平均ジッタ率

分布モデルの違いによる、平均パケット遅延と平均ジッタ率の違いについて図 5.18 と、図 5.19 に示す。それぞれの平均は要求に対して非常に小さく抑えられている事が分かる。これも、上で述べたことと同様の傾向を示している。



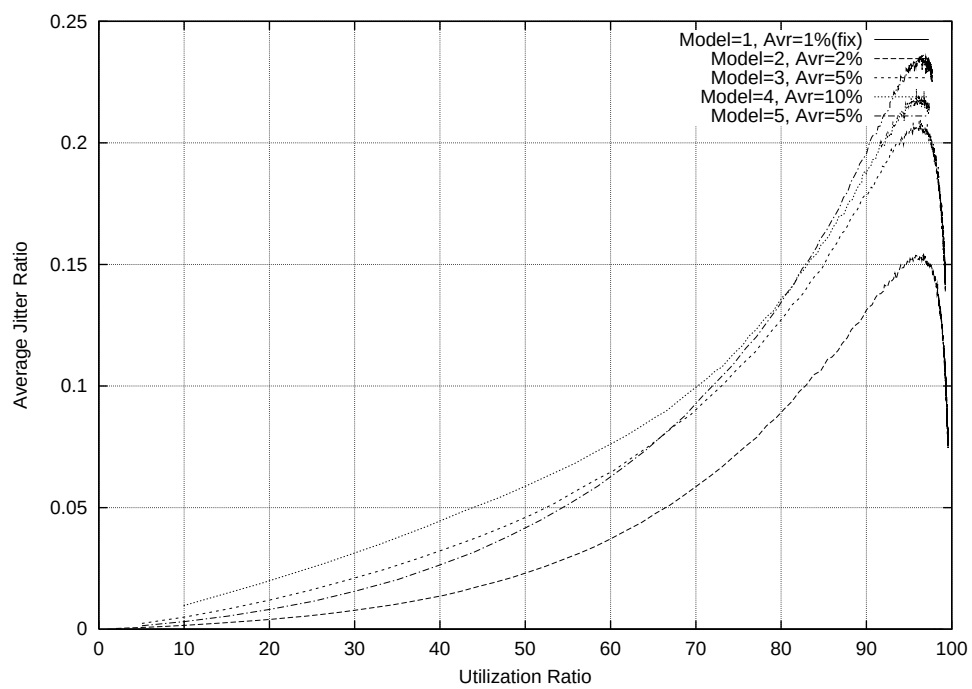


図 5.19: 平均要求帯域分布の違いによる使用率に対する平均ジッタ率

5.2 多段接続環境

シミュレーションを行ったモデルの説明をする。それぞれの、スイッチの使用率を一定にし、図 5.20 の様なシステムモデルを用い、脇からの接続要求の次段への継続確率 α を 0.1, 0.5, 0.8 と変化させたものを、接続要求が 1 段から 5 段までの、それぞれの呼損率を測定した。

また、要求の帯域分布の違いによる品質の違いと、呼損率上昇の傾向を調べた。さらに、脇から流入してくるトラヒックの割り当て条件を変更しシミュレーションを行った。

ここでは、本提案方式を広域なネットワークに適用する時に、どの程度の QoS を提供できるかを評価し、どの程度のネットワーク規模まで適用可能であるかを評価する。

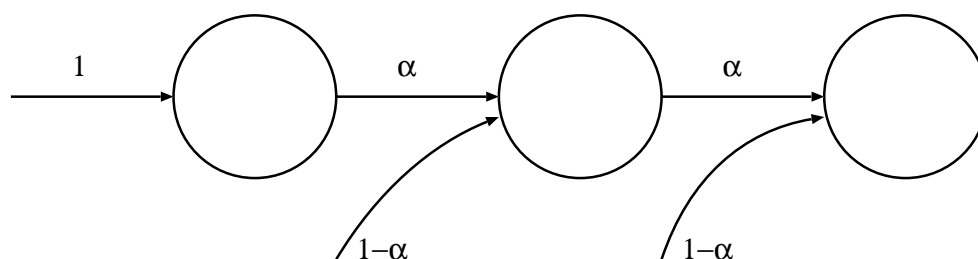


図 5.20: 多段接続要求の確率

5.2.1 シミュレーション3：流入トラヒックの違いによる接続段数と呼損率の関係

α の値を、0.1, 0.5, 0.8 とした場合の、接続段数に対する呼損率の関係を、一つは流入トラヒックが UNI でのアルゴリズムにより予約されるものを最大値とし、もう一つは流入トラヒックが NNI のアルゴリズム予約を行う場合を最小値として、その平均値を結んだものを示す。図 5.21 は 50% の使用率で、図 5.22 の使用率 70% での接続段数と呼損率の関係を示す。図より呼損率は α の値に依存して傾向が異なることが分かる。

図 5.21, 5.22 より、呼損率は、ステージ対してに比例よりやや緩やかに高くなっており、 α の値が小さいほど、その傾きは急になっている。これより、 α の値が小さいほど、つまり、他からの流入トラヒックが多いほど呼損率は高くなると言える。全流入トラヒックに対して、他からの流入トラヒックが少なく、自分のトラヒックが多ければ、それだけ前段で配置したスロットと同じ場所が空いている確率が高ので、条件に従ったスロットの配置をからと言える。

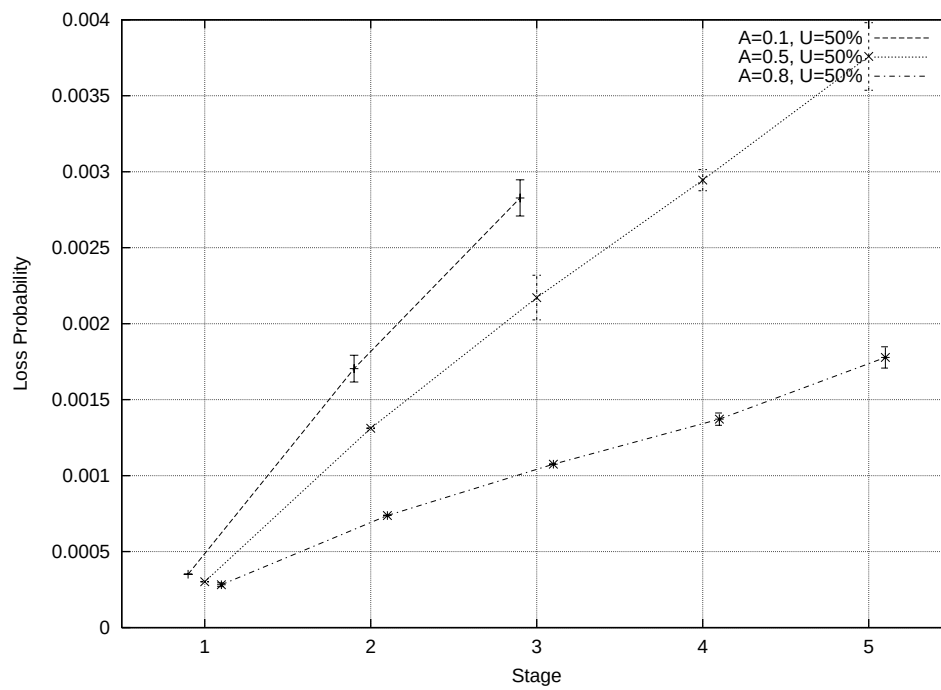
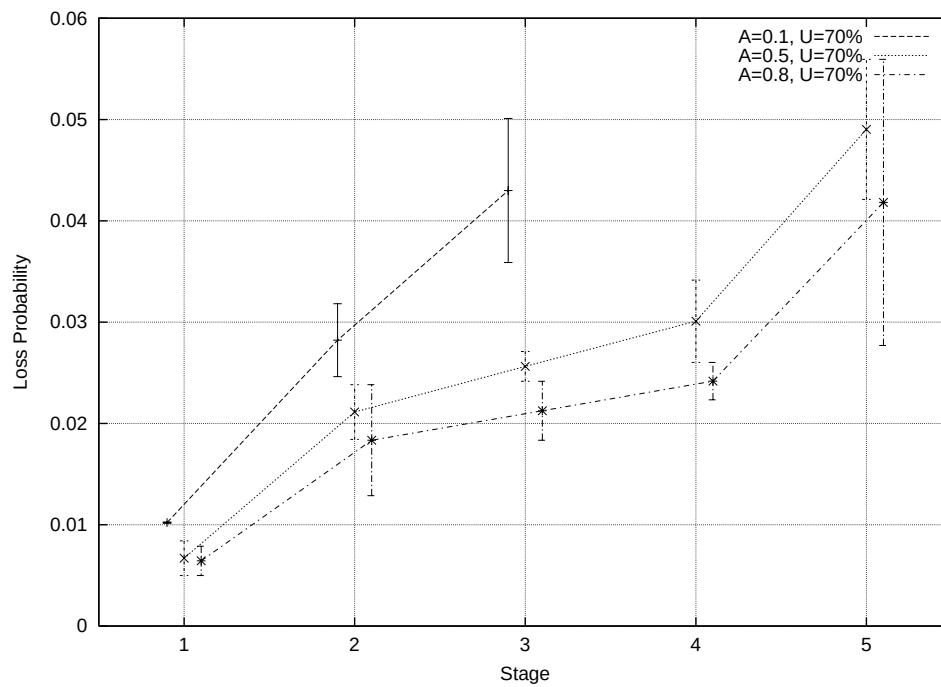


図 5.21: モデル 2 使用率 50%時における流入トラヒック率の違いによる接続段数と呼損率の関係



5.2.2 シミュレーション4：流入トラヒック率の違いによる接続段数と遅延・ジッタの関係

使用率 50%でのパケット転送遅延とジッタを図 5.23, 5.24 に示し、使用率 70%について図 5.25, 5.26 に示す。

パケット転送遅延は、ステージに対して比例して伸びており、ジッタは比例よりやや緩やかに伸びている。 α に対しては、いずれも呼損率の時と同じ傾向で、他からの流入トラヒックが多いほど、割り当てが厳しくなる事が分かる。

シミュレーションの結果から、モデル 2 の平均使用率 50%では、サービス品質は十分に保証可能であることが分かった。また、要求の帯域分布や、他からの流入トラヒックの割合によって大きく呼損率の上昇が変わることが分かった。本シミュレーションでは、遅延・ジッタは各ステージでは、条件が守られているが、end-endでは、そのステージ数倍になっている可能性がある。したがって、本シミュレーションは、多段の要求で end-end での条件を各ステージ当りに直して要求すれば end-end での要求が満たされるはずである。

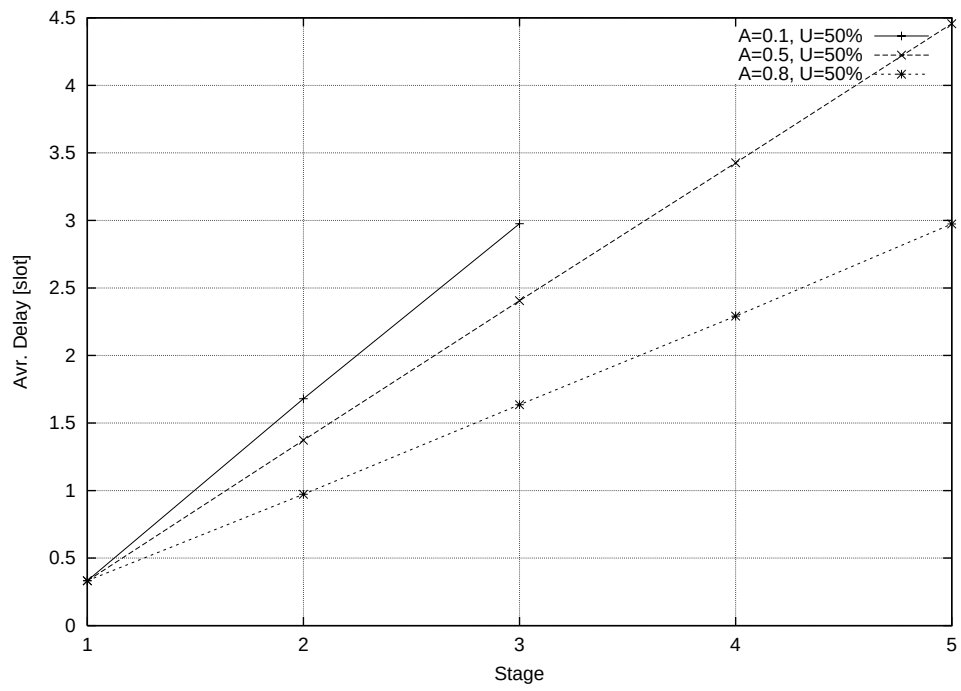
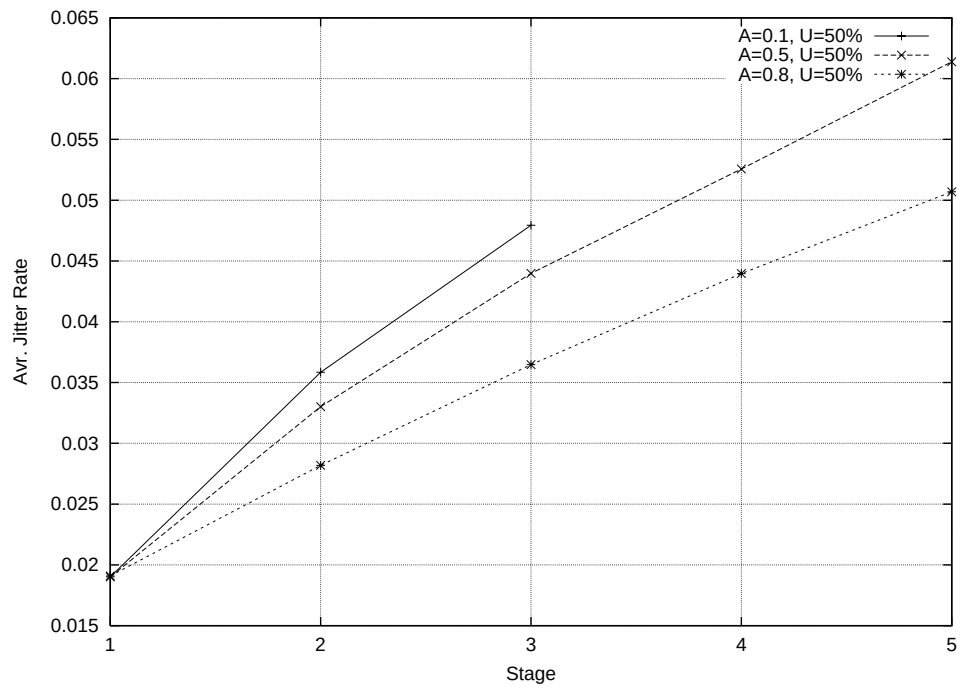


図 5.23: 50%予約率接続段数と遅延



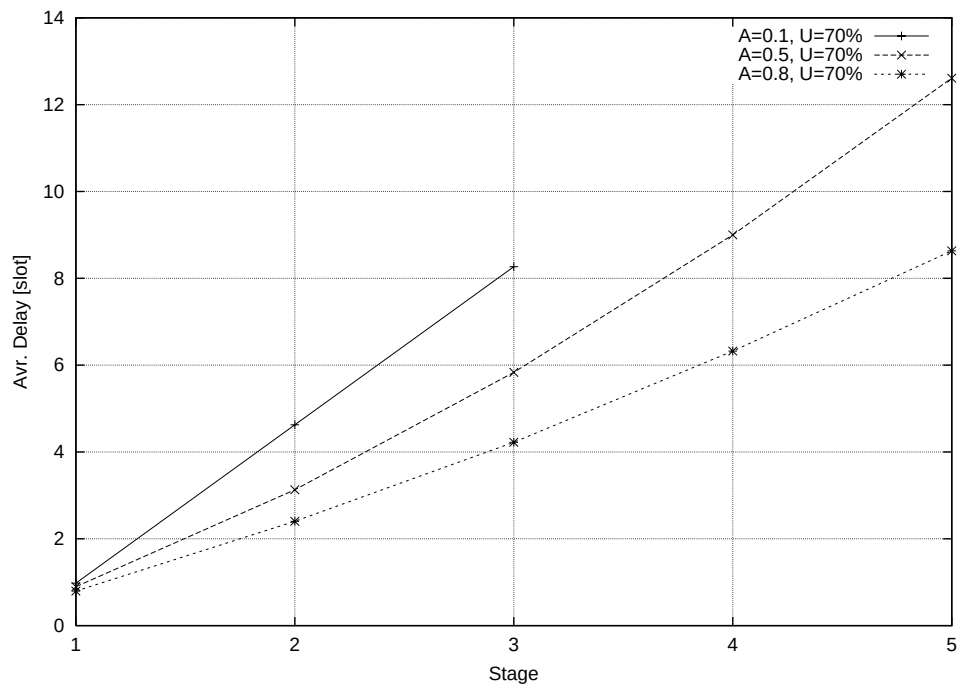
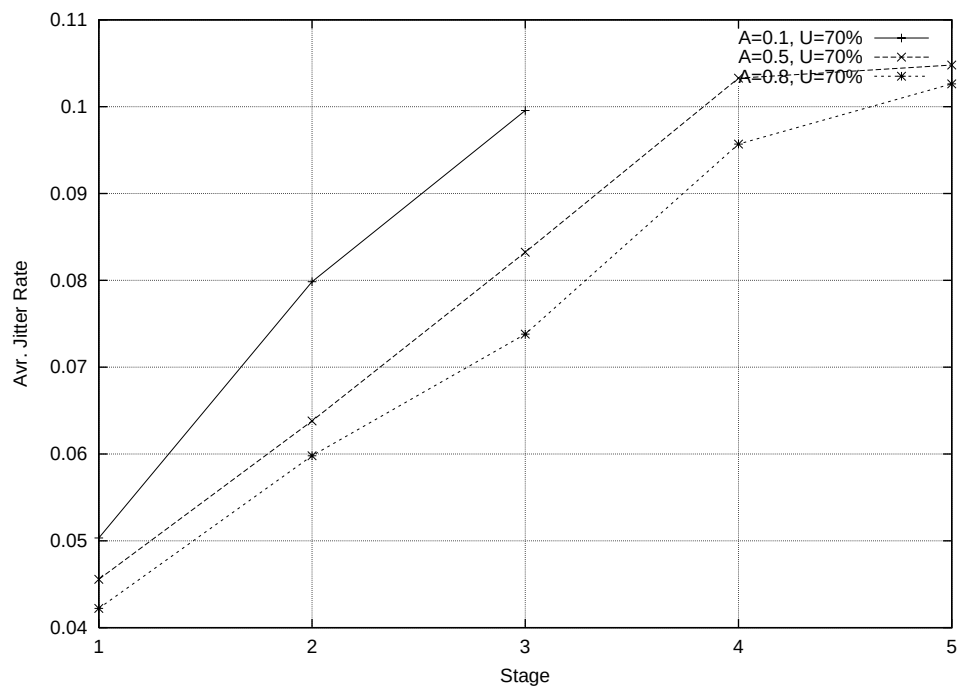


図 5.25: 70%予約率接続段数と遅延



5.3 パケット転送シミュレーション

接続受付制御により帯域が予約されたところで、実際に各クラスのパケット転送を行うシミュレーションを行った。CBR 予約帯域が、モデル2による10%, 20%, 50%のときのABRクラスのトラヒックの待ち行列長を測定する。接続受付制御により帯域が予約されたところで、実際に各クラスのパケット転送を行うシミュレーションを行った。評価点は、ABR クラストラヒックのスループットであるが、これは、の待ち行列長から測定する事が出来る。平均帯域予約率の違いによる、ABR クラストラヒックの待ち行列長の平均を以下に示す。

5.3.1 シミュレーション5：CBR クラス転送レート 固定

ここでは、CBRトラヒックの各チャネルが予約帯域全てを使用して転送を行っている場合の、ABRクラスの待ち行列長である。図5.27は、固定的にCBRクラスの帯域を0%, 10%, 20%, 50%予約した時のABRクラスの待ち行列長を示し、図5.28はCBRクラスによる予約帯域幅の平均が10%, 20%, 50%の時のABRクラスの待ち行列長を示す。また、図5.29では、モデル3によるCBRクラスの予約帯域幅の平均が10%, 50%の待ち行列長を示す。

図5.27と図5.28を比較すると、CBRクラスの予約帯域幅の変動が、ABRトラヒックの待ち行列長に与える影響を見る事ができる。予約帯域が10%の比較を行うと、固定予約と変動予約ではわずかな差だが、予約幅が50%でのABR待ち行列長の比較を行うと、その違いはかなりのものである事が分かる。したがって、CBRの予約率が大きいほどABRトラヒックのスループットが低下する事が分かる。

次に、図5.28と図5.29を比較すると、呼の要求する帯域分布の違いにより、平均要求帯域5%のモデル3は、平均要求帯域2%のモデル2よりもABR待ち行列長は長くなっている。

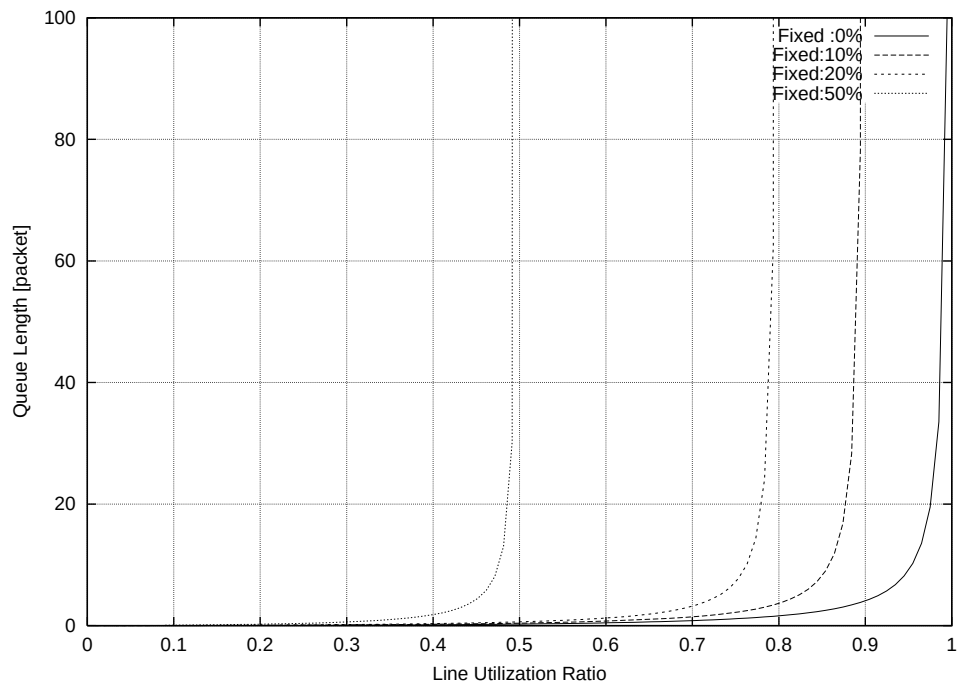
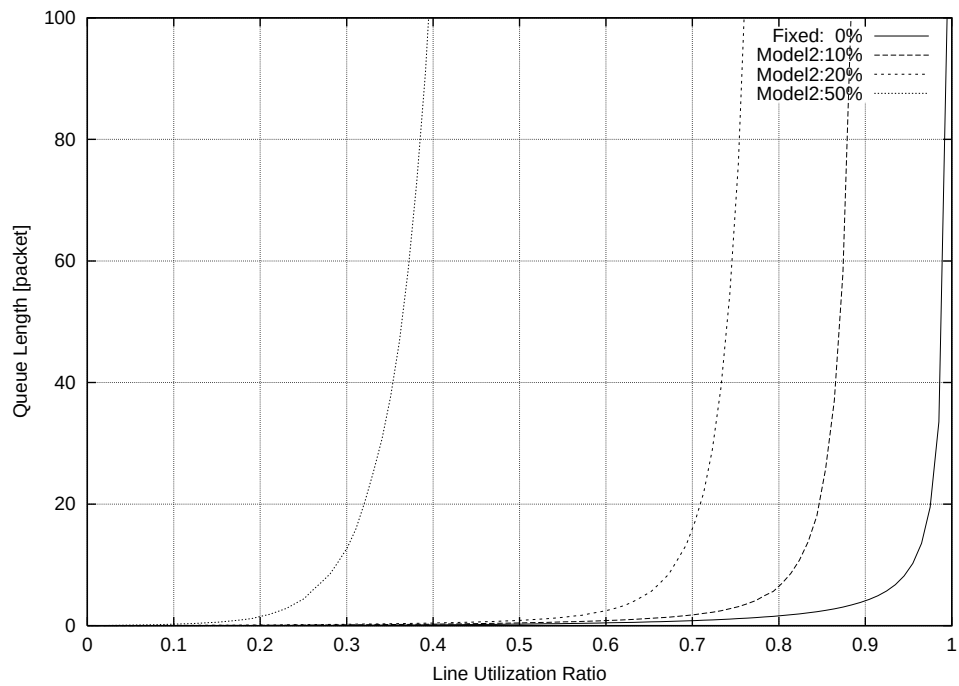


図 5.27: CBR 固定帯域予約時の回線使用率に対する ABR トラヒックの待ち行列長



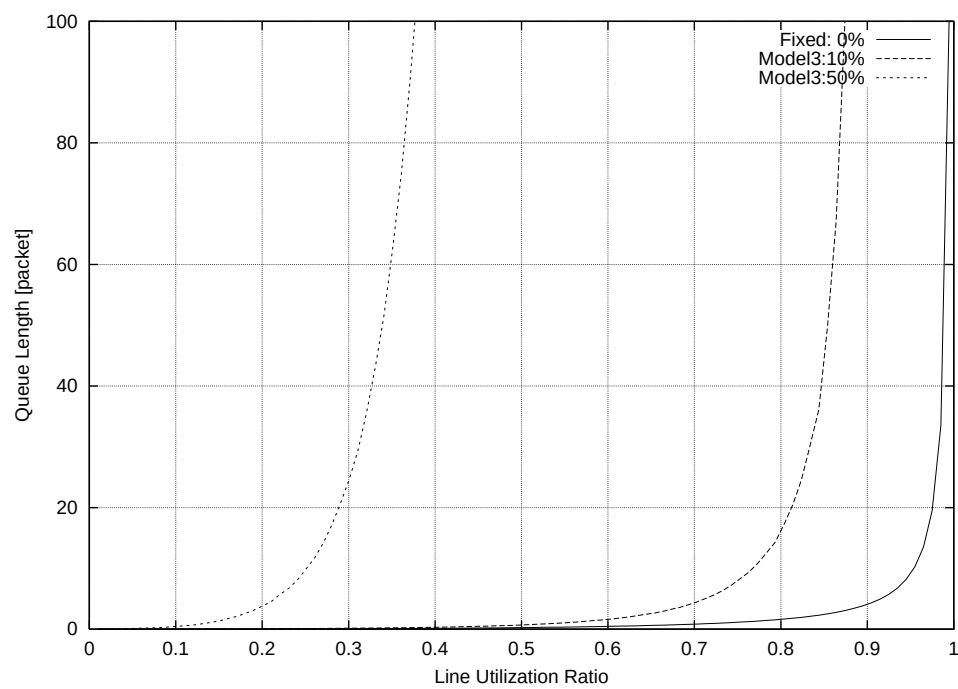


図 5.29: モデル 3 の CBR 予約時の回線使用率に対する ABR トラヒックの待ち行列長

5.3.2 シミュレーション6：CBR クラス転送レート 変動

ここでは、モデル2のCBRクラスの各チャンネルが、平均が各自の予約帯域の50%の正規分布に従う帯域で転送を行う時の、ABR待ち行列長を示す。図5.30は、20%の平均予約帯域の半分の10%がパケット転送に使用されているものと、10%の予約帯域全てでの転送が行われている状況で、図5.31は、40%の平均予約帯域の半分の20%がパケット転送に使用されているものと、20%の予約帯域全てでの転送が行われている状況である。予約帯域の半分とは、各チャンネルが予約した帯域の最大値の半分の値の平均値の正規分布にしたがう転送レートである。

図5.30, 5.31より、予約された帯域幅が大きいほど、この転送によってABRのトラヒックのスループットが改善されやすいことが分かる。また、ここで扱うCBRトラヒックは、最大転送レートを保証したrt-VBR¹トラヒックに非常に適している。さらに、パケットが到着していないときには、ABRクラスの転送に充てられるため、全体からみれば、回線は効率的に使われている。そして、この時ABRトラヒックのスループットは完全CBRトラヒックの時よりも改善されている。シミュレーション結果より、同じCBRトラヒックの予約率でも、パケット転送に使われない予約スロットを使用することで、ABRクラスのトラヒックのスループットが向上する事が分かる。また、予約帯域の変動によって、スループットはABRクラスのトラヒックのみの時に比べると低下するといえる。

¹Real Time Variable Bit Rate: リアルタイム可変ビットレート

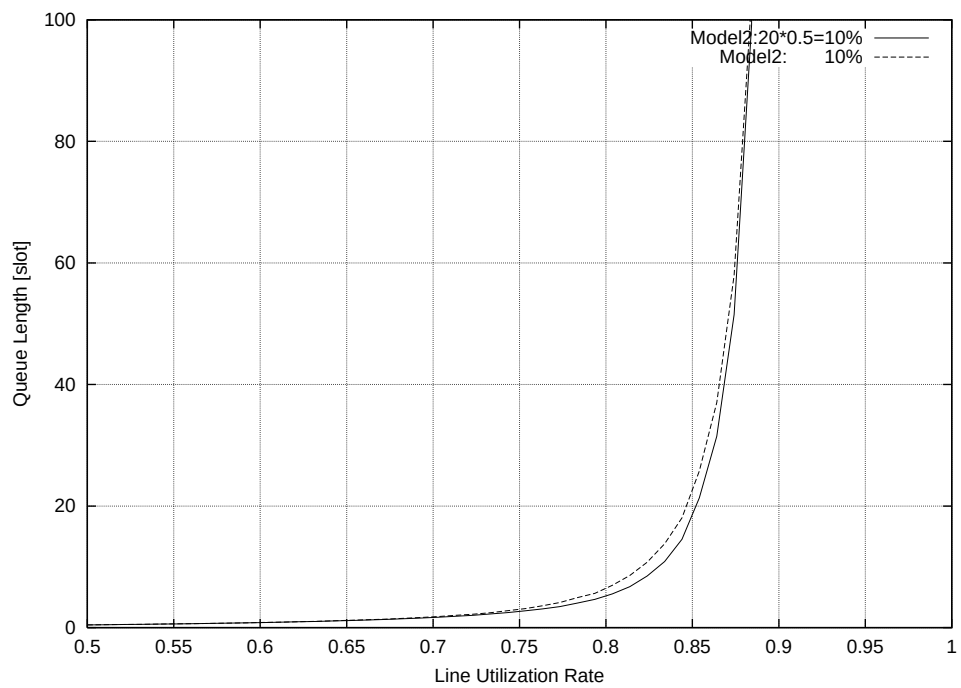
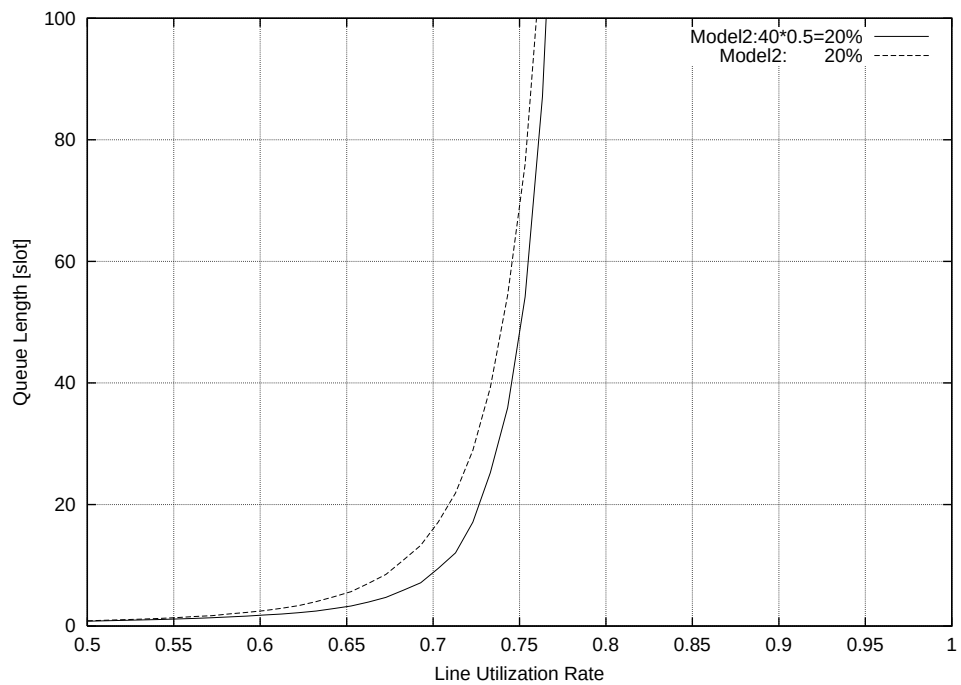


図 5.30: モデル 2 の CBR 予約 10%と 20%予約中利用率 50%における ABR トラヒックの待ち行列長



第 6 章

結論

6.1 まとめ

本論文では、同期パケット転送によって、同期転送と非同期転送が行える同期パケット転送を提案し、本方式により、QoS 保証を行う機構を示した。そして、計算機シミュレーションにより、評価を行い以下の結論を得た。

- 想定されるトラフィックモデルでは、一段接続において、パケット転送遅延許容度を 1 サイクル分まで認めれば、CBR 予約率が 50%の時に 0.1%の呼損率で QoS 保証された通信を提供する事ができる。また、遅延やジッタを認めない場合、0.1%の呼損率で運用するには、CBR 予約率が 20%程度である必要がある。よって、一段接続環境下では満足な QoS 品質が得られたと言える。
- 多段接続での、呼損率は他のポートからの流入トラフィックの割合に依存している事が分かる。10 の入力ポートがある場合の、CBR 予約率 50%の時、5 段の要求だと、およそ 0.5%の呼損率が予想される。
- ABR トラフィックについては、CBR 予約がない場合と予約がある場合を比べると、予約されていない方が利用効率が上がっていることが分かった、これは、CBR 予約帯域の変動によるもので、予約率が 50%だと ABR キュー長は、長くなる、予約率 20%程度なら、キュー長の平均が 10 パケット以内に収まる。また、CBR と ABR を合わせた回線使用率が、80%のでは ABR キュー長は、平均 5 パケット、90%でも 18 パケット程度である。

以上より、いずれも CBR トラフィックの予約率が 20%程度ならば、満足の行く QoS を提供することが可能である。また、この割合は、これからのネットワークの利用形態に適して

いるだろうと言える。したがって、QoS の保証が可能で、回線の有効な利用ができる、マルチメディア通信向けの有効な方法であると言える。

6.2 課題

本提案では、サービスを CBR と ABR の二つのカテゴリに分けたが、マルチメディア通信では、VBR 通信も考えられる。さらに、複数のカテゴリを設けられれば、より求める QoS の異なるトラヒックに適切に対応することができると思われる。

通信中のチャンネルを動的に動かす事ができれば、更に柔軟なスロットの予約が可能になると思われ、呼損率の低減につながると考えられる。

また、本提案方式をネットワークとして適応させるためには、出力回線速度の違うスイッチ間や、回線の多重を行う場合に生じる、タイミングの異なるスケジューリングテーブルを、スイッチ間でどのように解決するか等の、本提案特有の様々な特有の問題を解決しなければならない。

謝辞

本研究を進めるにあたり、終始熱心かつ寛容な御指導を賜りました 日比野 靖教授に心から感謝いたします。

また、適切な御助言をしていただきました堀口 進教授、篠田 陽一助教授に深く感謝いたします。

その他、貴重な御意見、御討論を頂きました日比野研究室の皆様をはじめ、多くの方々の御助言に対し厚く御礼申し上げます。

参考文献

- [1] Andrew S. Tanenbaum, “Computer Networks Third Edition”, Prentice Hall-Japan Inc 1999.
- [2] Craig Partridge, “Gigabit Networks”, Soft Bank 1996.
- [3] 秋丸春生, 川島幸之助, “情報通信トラヒック 基礎と応用”, 電気通信協会 1990
- [4] Martin de Prycker, “ATM 詳解 新世代通信網構築技術”, プレンティスホール 1996
- [5] 富永英義, 石川宏, “ポイント図解式 標準 ATM 教科書”, アスキー出版局 1996
- [6] 藤田正和, 村田正幸, 門洋一, 宮原秀夫, “一万規模フローの QoS を保証するためのセルスケジューリング方式の比較評価”, 信学技報, SSE98-195, pp.98-96(199-01).
- [7] 秋丸春生, 矢守恭了, 藤河善規, 牛志升, “ATM システムの実用的設計法”, 電子情報通信学会論文誌 B Vol.J82-B No.6, pp.1097-1106(199-6)

付録

ここでは、ATM 方式に代表される固定長パケットを用いた非同期転送の性能評価を行い、本提案方式の性能との比較により、同様の条件下での ATM 方式と本提案方式の CBR クラスの提供 QoS の違いを示すことを目的としている。以下に、ATM 方式と本提案方式の主な特徴と比較の要点を述べる。

ここでの ATM 方式は、接続受付制御で、呼が要求する帯域幅が残余帯域以内であれば接続を許可し、残余帯域を越えた要求であれば拒否する。ここでは、パケット出力のスケジューリングは行われなため、受け付けられたそれぞれのチャネル同士で、パケット出力のタイミングの競合が発生する。この時、キューが設けられていれば、パケットは待ち行列に入れられ、次の出力タイミングを待つ。これによって、パケット転送遅延が発生する。また、設けられた待ち行列のサイズに収まらなかったパケットは廃棄されパケット損失となる。

一方、本提案方式では、接続受付制御時に、上で述べた制御に加えて、要求帯域のパケット転送間隔に従ってタイムスロットの予約を行い、パケット出力のタイミングが確保されているためパケット損失は発生しない。しかし、呼の要求するタイムスロットが、他チャネルとの競合により予約できない場合がある、この場合は、要求帯域が残余帯域以内であるにも関わらず、接続要求は拒否されて呼損となる。

以上より、呼損を抑えパケット損失が発生する ATM 方式のパケット損失率と、パケット無損失を提供するために、呼損の増加を許す本提案方式の呼損率や、パケット転送遅延に関する値を、同使用率においてそれぞれ示す事で、二つの方式の CBR クラスの QoS 提供性能を比較する。

シミュレーション条件

各々の呼の発生・保留時間のモデルは、P.17の第5章(シミュレーション実験)と同様の条件で、要求帯域幅はモデル2を用いる。ATM方式の接続受付制御では、要求帯域が残余帯域以内であるか否かのみを調べ、受付の可否を決定する。また、パケットの転送は、呼が受け付けられると直ちに要求した帯域幅に基づくパケット転送間隔でパケットの送信を開始するものとし、設けた待ち行列のサイズは、0, 1, 5, ∞ とする。

ATM方式の性能評価

設けた待ち行列のサイズを、それぞれ0, 1, 5, ∞ とした時の、使用率に対するパケット損失率を図6.1に、次に待ち行列のサイズが、1, 5, ∞ の時の、使用率に対する平均待ち行列長を図6.2に示す。待ち行列長は、パケット転送遅延と同等の意味を持つ。最後に、予約率に対する呼損率を図6.3に、この時の受け付けられた呼の平均帯域幅を図6.4に示す。また、この二つの値は、設けた待ち行列のサイズには影響しない。

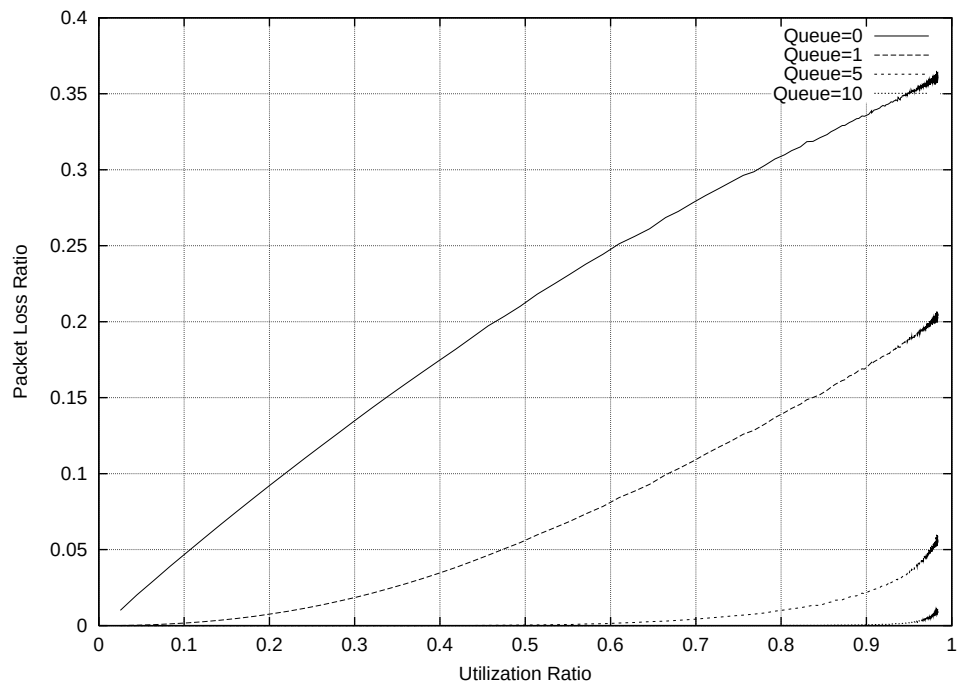
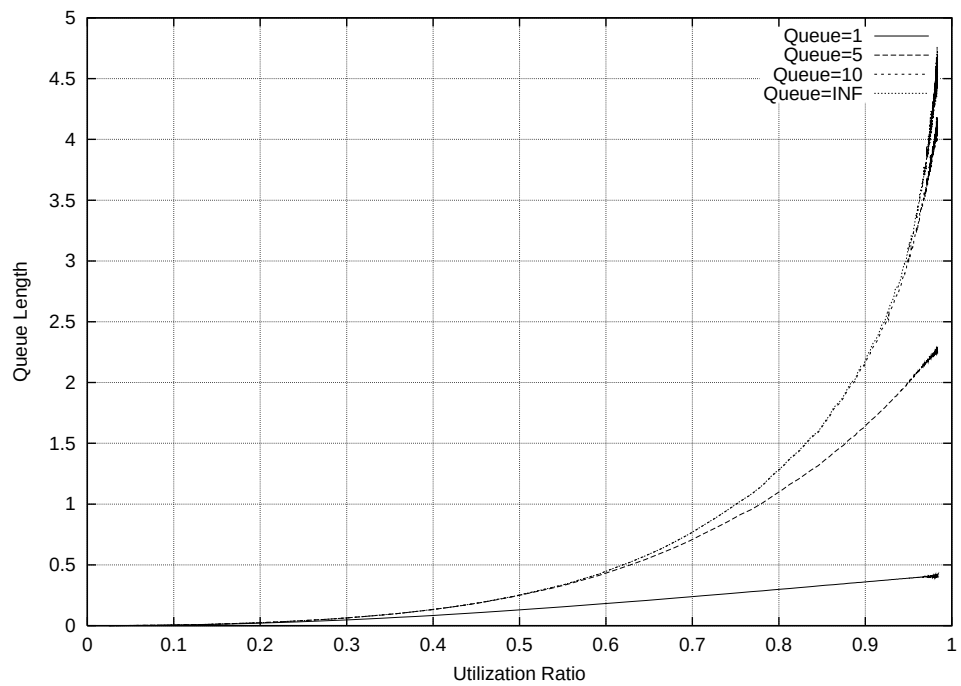


図 6.1: 使用率に対するパケット損失率



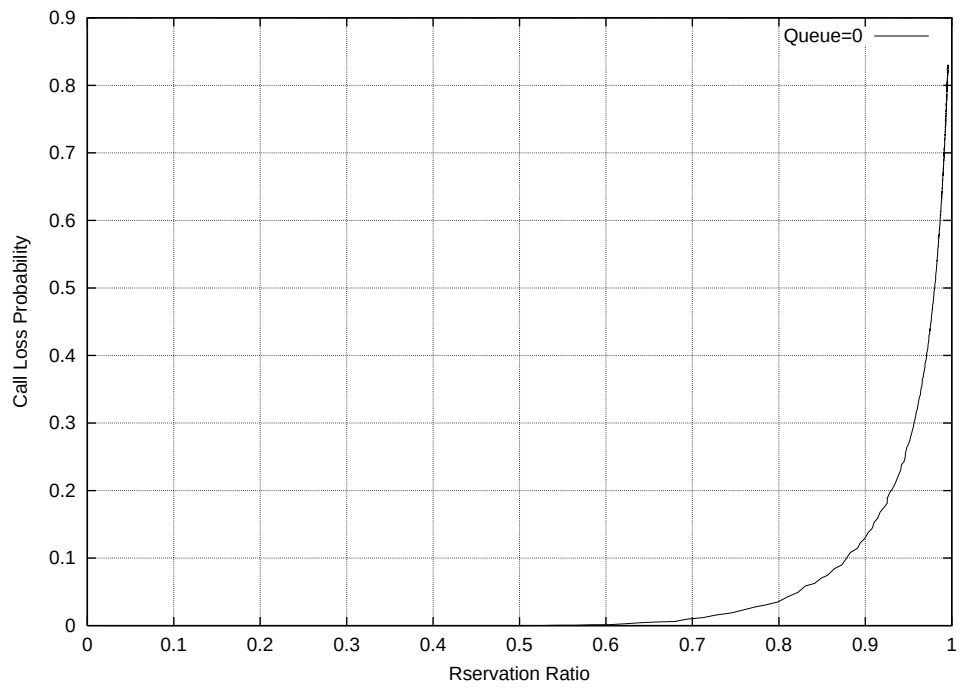
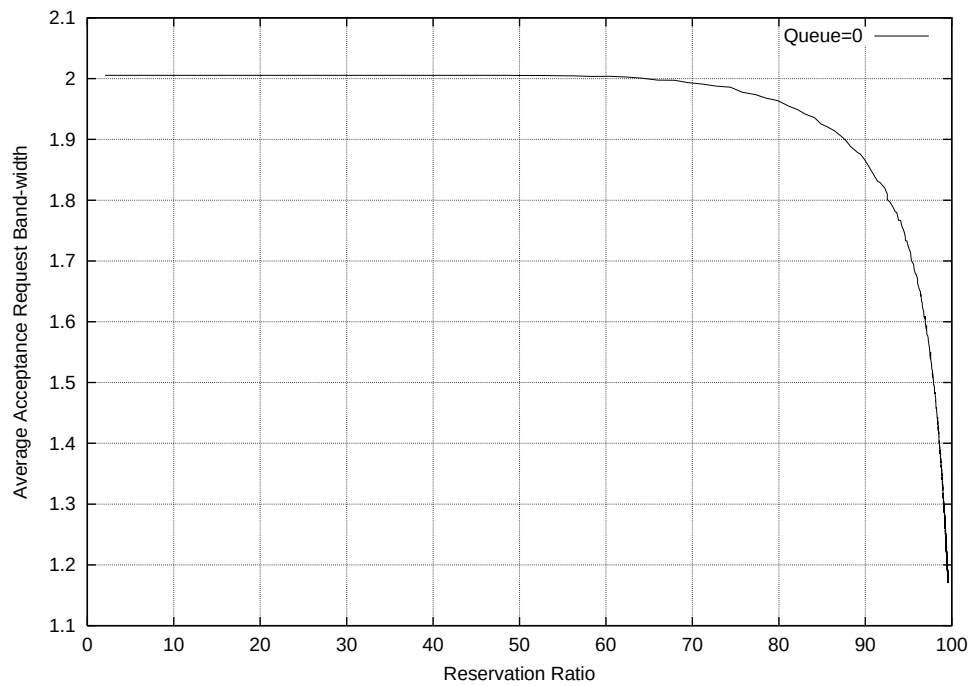


図 6.3: 予約率に対する呼損率



ATM 方式と本提案方式との比較

ここでの ATM 方式のシミュレーション結果と、P.18 5.1.1 節(シミュレーション 1) の本提案方式のシミュレーション結果より、各々の方式において、CBR 接続要求による予約率が 20%, 50%, 80%での平均呼損率・平均セルロス率・平均パケット転送遅延を、ATM 方式では待ち行列サイズを 0, 1, 5, ∞ とした時、本提案方式では、P.10 3.2.2 節で述べた、パケット転送遅延許容度を 0, 1.0, テーブル内無制限とした時の比較を表 6.1 に示す。ATM 方式の遅延に対応するものは、各呼の要求パケット転送間隔を 1 としたとき、実際の転送間隔とのずれの割合を遅延率として表す。

		ATM 方式				本提案方式		
キューサイズ [slot]/遅延許容度		0	1	5	∞	0	1.0	∞
CBR 予約率 20%	呼損率 [%]	0.000				0.098	0.001	0.000
	セルロス率 [%]	9.298	0.769	0.000	-	-		
	遅延 [slot]/遅延率 [%]	-	0.021	0.025	0.025(6)	-	0.727	0.729
CBR 予約率 50%	呼損率 [%]	0.010				5.429	0.081	0.013
	セルロス率 [%]	21.02	5.467	0.032	-	-		
	遅延 [slot]/遅延率 [%]	-	0.127	0.239	0.242(11)	-	3.913	4.291
CBR 予約率 80%	呼損率 [%]	3.503				25.00	4.360	3.729
	セルロス率 [%]	30.29	13.27	0.838	-	-		
	遅延 [slot]/遅延率 [%]	-	0.287	1.009	1.156(15)	-	12.70	19.76

表 6.1: ATM 方式と本提案方式の比較 (ATM 方式のキューサイズが ∞ の場合括弧内の値は、最大遅延 [slot] を表す。)

考察

本提案方式では原理的にパケット損失は起らない、一方 ATM 方式では、本提案方式の呼損と比べると、いずれも小さいものの、呼損が発生しており、さらに、パケット損失も発生している事が大きな違いであることが分かる。

使用率に対するパケット損失率の傾向は、図 6.1 より、待ち行列を設けた時と、設けなかった時とでは大きく異なり、パケット損失率は待ち行列を設ける事で大幅に改善されている事が分かる。また、接続受付制御が行われているため、図 6.3 から分かるように、

高使用率においては、呼の受付が抑えられる。従って、図 6.2 に示す様に、平均待ち行列長が ∞ であるにも関わらず、使用率が 100% 近くでも、平均パケット転送遅延が 5 程度に収まっているものと考えられる。また、表 6.1 より、予約率 80% でも、最大パケット転送遅延は 15 であり、待ち行列の発散が抑えられている事が分かる。これらより、呼の要求帯域が残余帯域以内であるかどうかという受付制御を行うだけで待ち行列の発散が抑えられたパケット転送を行う事が可能であるという事が分かる。待ち行列サイズが ∞ の場合は、固定長パケットを用いた非同期的なコネクション型パケット通信と考えられ、ここではパケット損失は起らず、待ち行列の発散も起らない通信が可能であると言える。

待ち行列サイズが 1 の場合が、実際の ATM システムにより近いモデルである。この場合、予約率が 20% の時は、呼損もほぼ起こらず、パケット損失率も低く、パケット転送遅延も小さい、しかし、予約率の上昇に伴うパケット損失の上昇が大きい事が分かる。待ち行列のサイズを小さくすれば、パケット損失が起るが、設けられた待ち行列サイズを越えると、パケットが廃棄されるため、パケット損失が起る、しかし、最大遅延は、そのサイズによって決定され、それ以上になることはあり得ないため、設ける待ち行列サイズを変える事によって、調整する事ができると言える。

本提案方式では、パケット転送遅延は、パケット転送遅延許容度の申告によって定め、遅延率で表す事で、呼の要求する様々な転送速度に応じた遅延に、柔軟に対応する事が可能で、表 6.1 の遅延率の値は、いずれも要求された遅延許容度に収められている。一方、ATM 方式では、各パケットの転送遅延は、小さく抑えられているものの、呼の転送速度に関係なく、ある呼にとっては、1 スロット分の遅延は問題ないが、他の呼にとっては、それが問題となるような場合でも、それらは同様に扱われしまい、呼の通信速度に応じた遅延の調整を行う事が難しいと言える。