

第 8 部

リアルタイム通信実験バックボーン： RT-Bone

第 1 章

RT-Bone WG

本章では、WIDE Internet を利用してリアルタイム通信の広域実験および研究を行うことを目的とする RT-Bone ワーキンググループの研究動向について述べる。

1.1 RT-Bone の現状

パケット交換の best effort 通信を提供するインターネットにおいて、ユーザの要求が高まるため付加サービスを提供する必要性が生じてきた。既に実験的、場合によっては実践的にこのような付加サービスは資源予約の技術を用いて導入されつつある。また仮想チャネル技術をベースとした ATM との統合を始めとして、IP スイッチ、またはラベルスイッチングという技術も注目されている。このような環境においては当然ながら、ATM の回線指向型通信を利用した通信相手同士で資源を専有する通信、他の通信に影響されないリアルタイムの通信の実現が考える。資源予約をルータなどで行うための方法として、現在 IETF では、RSVP [82] という資源予約方式が RFC 化され、提案されている。

リアルタイム通信を実現するためには、上記で述べた RSVP のような資源予約を行うためのセットアッププロトコル、および ATM などの CBR service やルータにおける特殊なキューイング機構、または帯域確保技術、QoS ルーティング、フロー識別機構、アドミッション制御機構などが必要である。

RT-Bone WG では、現在利用できる技術を WIDE バックボーンの一部に導入し、広域でさらにライブトラフィックのもとで、RSVP やリアルタイム通信に伴って必要な技術の現状を調査するところから実験を始めた。具体的には、図 1.1 に示す WIDE の各 NOC と実験に参加する組織において RSVP が実装されているルータを設置し、資源予約が可能な環境を提供している。RT-Bone の目標はトネリング技術などは使わず全てのホップで実際に資源が予約できる形態を構築することである。現在、全ての NOC が随時このようなかたちで接続されているわけではない。点線で示す部分の回線において RSVP は導入されていない。主に関東方面のみ実現されている。九州においても一部実現されているが、これについては 1.2 節で解説する。

また、構成としては従来は CISCO ルータの接続で RSVP を実現していたが、今年度においては、FreeBSD を実装した PC ルータの導入に成功した。PC ルータには RISCOS の

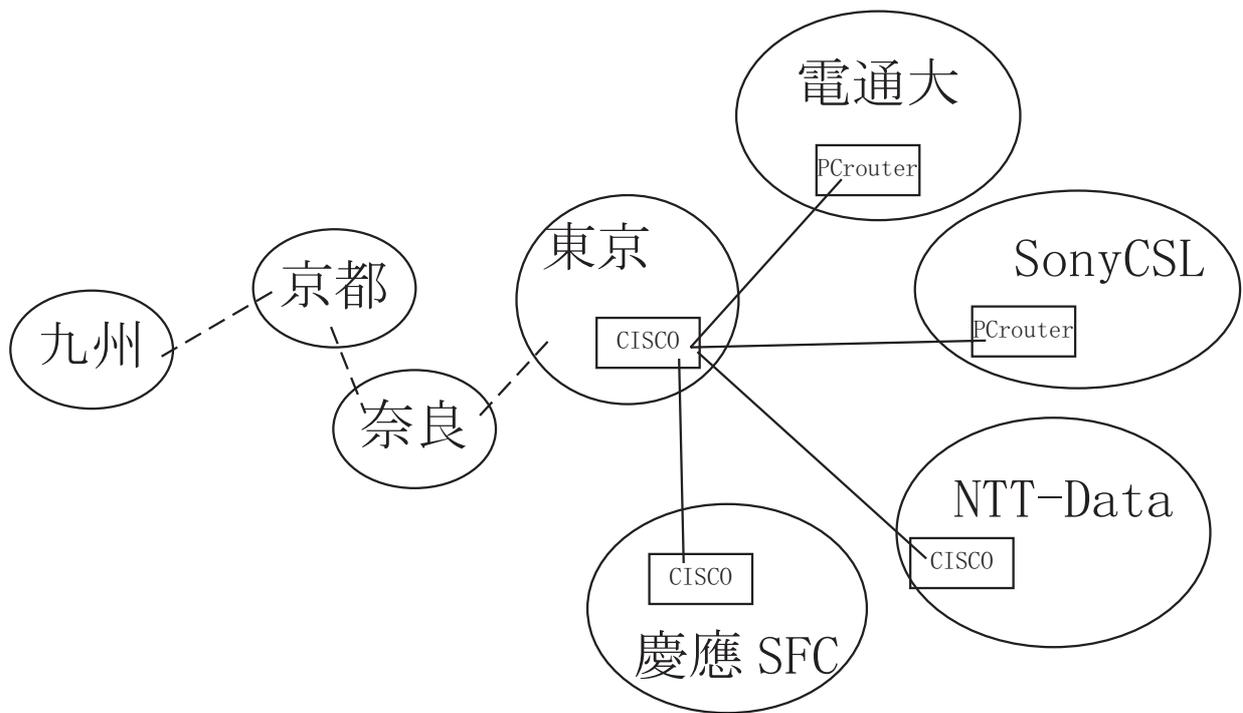


図 1.1: 現在の RT-Bone 構成図

高速シリアルカードを実装し、RSVP と連動する ALT-Q パッケージ [83] を用いて資源予約機構を実現している。RSVP は ISI のリリースを利用している。

1.2 九州の RT-Bone の現状

1.2.1 回線の変更について

1997 年 2 月から (財)九州システム情報技術研究所 (以下 ISIT) と九州大学の間を T1 回線を使用し CISCO 4700 を用いて接続を開始した (図 1.2)。

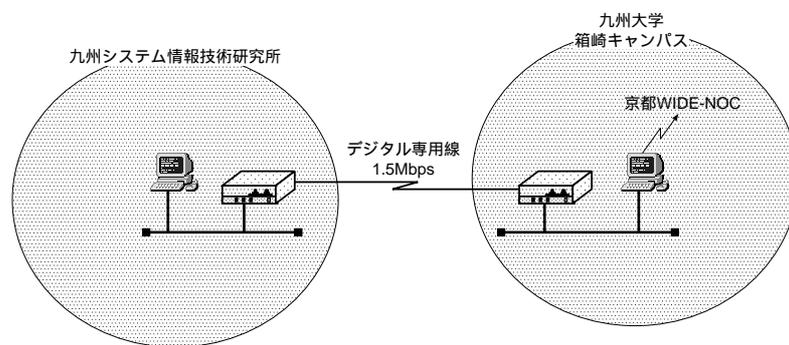


図 1.2: 従来の九州接続

当初、CISCO4700 を用いて RSVP を用いた実験運用を試みる予定であったが、IOS のバージョンが 11.2(2) と古く、RSVP の FLOWSPEC の仕様が intserv の標準のものでなかったため、ISI から提供されている rsvp rel-4.2a2 と相性が悪く実験を行なうことが困難であった。

1998 年 1 月から PC に RISCOS のシリアルカードを装備し、CISCO4700 と交換した。PC には FreeBSD2.2.5-Release に ALT-Q[83] を入れたものを用いて実験を行なう予定である (図 1.3)

現在のところ、PC 間の接続が不安定のため、RSVP を用いた資源予約の実験を行わないときは、CISCO ルータで接続を行なっている。

今後の予定として、1998 年 6 月までに ISIT と九州大学間を 2 Mbps または 45Mbps の ATM 回線に変更し、ATM-NIC を装着した PC をルータとして接続を行なう予定である。ATM の回線を使用することにより、PVC を用いて回線の二重化を行ない RSVP と ALT-Q を用いた資源予約可能な実験用回線と ISIT と九州大学間の運用回線を切り離し、実験を行なう予定である。また、広帯域回線と資源予約を用いた、音声、映像を用いたマルチメディア通信に関する研究を行なう目的で、九州大学内にある九州大学箱崎キャンパスと筑紫キャ

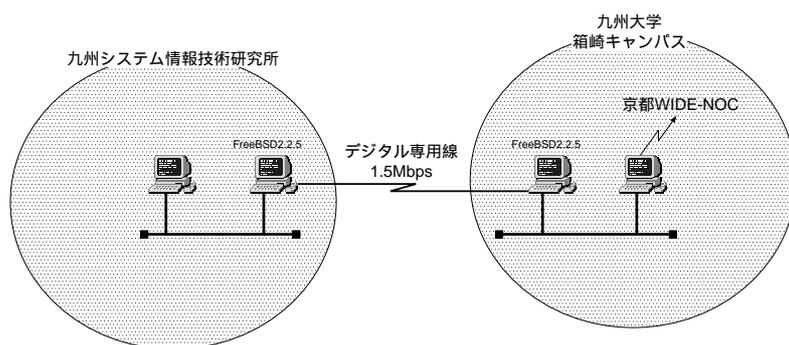


図 1.3: 現在の九州接続

ンパス間の ATM 回線を用い、ISIT - 箱崎キャンパス - 筑紫キャンパスのネットワークをつくる計画を進めている (図 1.4)

1.2.2 九州における RSVP を用いた資源予約に関する実験

現在、ISIT で作成中の、RSVP を用いて資源予約を行なうことにより受信者が要求する動画の品質を保証するサーバ・クライアント型の VoD システムを用いて、RSVP と ALT-Q の評価実験を行なう予定である。また、九州大学と WIDE 京都間の回線で RSVP の使用が可能になれば、本システムを広域に配備し、RSVP のポリシーコントロールやアドミッションコントロールに関する研究と、RSVP のための資源予約に新和性の高い QoS 経路制御プロトコルの研究を進める予定である。

1.3 RSVP の仕様

RSVP の仕様は、IETF の RSVP ワーキンググループ (WG) によって標準化された。1997 年 10 月 1 日に RSVP とその関連インターネットドラフトは、IESG に承認され、RFC となり、RSVP WG は第一目標を終えたばかりである。12 月の始めにワシントン DC で開催された第 40 回目の IETF のミーティングでは RSVP WG は集まらなかった。現在、実質的には活動は休止しており、メーリングリストでの議論のみ行われている。

Proposed standard として承認されたドラフトは [84, 85, 86] である。また、その他に [87, 88] は informational RFC として認められた。

RSVP WG は、1994 年 3 月に行われたミーティングで始めて集まった (その前の 1993 年 11 月には BoF が行われている)。WG のチャーターをみると 1995 年 7 月に IESG に RSVP の仕様を提出すると書かれているが、RSVP の主な仕様のドラフトは 16 回も変更が加えられていて、proposed standard になるまで非常に時間がかかった。実際にこの期間中

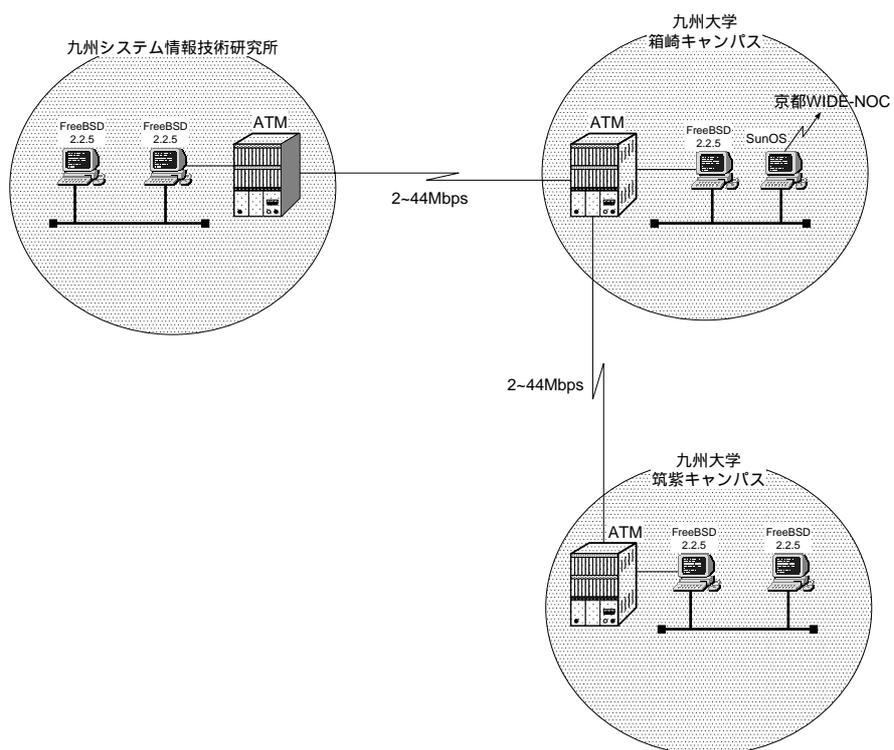


図 1.4: 今後の九州接続

RSVP の仕様以外にも SNMP やセキュリティ関係, INTSERV WG のドラフトの完成も義務付けられ, さらに基本仕様の一部であった [88] も最終的には単独な RFC として分離された。基本仕様はかなり以前から固まっていたものの, その複雑な動作, また本来ベストエフォート通信のみ提供していたインターネットで新たに資源予約を導入することに対する抵抗などが原因で非常に細かなところにおいて仕様がなかなか固まらなかったのである。

これらのドラフト以外にも RSVP WG が直接関わっている文書はたくさんある [89, 90, 91, 92, 93, 94, 95, 96, 97]。

1.4 その他の IETF の活動

RSVP と INTSERV WG の休止に伴い, 現在 IETF ではリアルタイム通信に係る WG として RAP (RSVP Admission Policy), QOSR (QoS Routing), DIFFSERV (Differentiated Services) が活動している。特に, DIFFSERV は簡単にかつスケラビリティを維持しながら, 付加サービスを実現する提案を至急実現するために活発な議論が進められている。

1.5 RT-Bone の今後

今後の計画としては, 全ての NOC に PC ベースのルータをおいてさまざまなキューイング機構に対する実験を行うことである。PC ベースのルータのソフトウェアは, 自由に変更することが可能なので, RSVP またはトラフィック制御に対して独自の改良点を生み出すことが可能であるし, 独自のプロトコルおよび機構の開発のもとにもなる。PC ルータを用いた閉じた環境では高速シリアルや ATM のハードウェアを用いて RSVP やトラフィック制御機構は動作することは実証されているので, 広域環境で発生するトラフィックまたはこれらの機構のスケラビリティを調査する予定である。

また, 現在 NOC 間接続を ATM 化する計画も進んでいて, 既にいくつかのサイトには導入されている。この場合, RSVP のシグナリングと ATM の VC の関係に関する調査, CBR VC を用いた帯域予約の実験などを広域で行うことができる。

実験基盤ネットワークの構築に加え, インタラクティブ・ゲーム, 制御システムとの連動によるリモートコントロール, インターネット・テレフォンなどの実験も現在行っている。

次の章では RT-Bone で今後実践的に実験を計画している CBR トラフィックの理論的解析について述べる。

第 2 章

Delay Analysis for CBR Traffic in Static-Priority Scheduling

2.1 Introduction

In the current Internet, several applications such as real-time communications, appeared as new generation services. These applications require guaranteed quality-of-services (QoS) in terms of bandwidth, delay, delay jitter and packet loss, whereas the current networks support only a best-effort service.

For supporting real-time applications, the integrated service packet networks (ISPN) have been proposed. In the ISPN, the real-time traffic and the non-real-time traffic share the network resources so that one can affect the quality of another and vice versa. In this context, it is very crucial to develop some mechanism to guarantee the quality-of-service (QoS) required by the real-time traffic.

Many researches exist for traffic management on the ISPN. However, most of the studies such as Weighted Fair Queueing (WFQ), need a buffer dedicated to each flow and/or connection. This type of system is not scalable because (1) flow setup and/or release may often occur and (2) the number of flows may be getting large for example at the central nodes in huge networks.

In this article, we consider the networks in which similar QoS flows occupy the same buffer at the switches. This system is scalable because it requires only a small number of buffers. For this reason, we focus on the system under Class Based Queueing (CBQ) [98] employing a static-priority scheduling; i.e., it accommodates both CBR traffic from real-time sources and Unspecified Bit Rate (UBR) or Available Bit Rate (ABR) traffic from non-real-time sources which can interfere CBR traffic. A buffer is dedicated to CBR connections, and another to UBR traffic. A higher priority is given to CBR traffic so that they are forwarded on a First-In-First-Out (FIFO) basis as long as they exist in the buffer, while UBR traffic are served only if there are no CBR traffic to be served. The service for UBR traffic is not interrupted until it ends once it begins; i.e., non-preemptive service.

The delay time of CBR traffic is of importance as a QoS parameter because CBR traffic has its deadline for arrival at its destination.

The bound on delay time for CBR traffic occurring in the worst-case scenario can be obtained in a rather straightforward way. However, it is not likely that packets from CBR traffic experience the delay equal to the bound, but almost all the packets are served within much smaller than the bound. In fact, it is shown in [99] that when CBR traffic connections share a buffer and are served under the weighted fair queueing discipline, more than 99.999% of them can reach their destination in 15 ms, while their worst-case bound is as large as 65 ms. QoS guarantee based upon the worst-case bound is very pessimistic in this regard. Furthermore, real-time traffic from voice and video sources can tolerate a certain amount of loss. As a result, it is possible that a larger number of CBR connections are accepted if QoS can be guaranteed based upon statistical property of the delay time than the deterministic worst-case bound. For this purpose, the delay time distribution should be obtained.

The analysis of the delay time for CBR traffic is carried out in the context described above. We show the effectiveness of QoS guarantee based upon the statistical delay time property by means of various numerical results. Namely, Call Admission Control (CAC) based upon the statistical bound is very effective in using the network resources efficiently when CBR packets can tolerate some loss due to late arrival. Furthermore, the impacts of various related parameters on the delay time characteristics are examined.

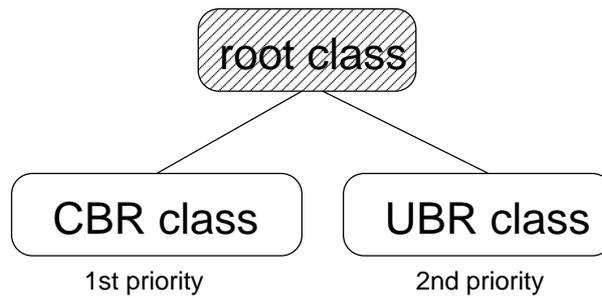
2.2 System and Its Model Description

In this section, we describe the system treated here.

2.2.1 System Description

First, we show a structure consisting of two classes in CBQ in Fig. 2.1.

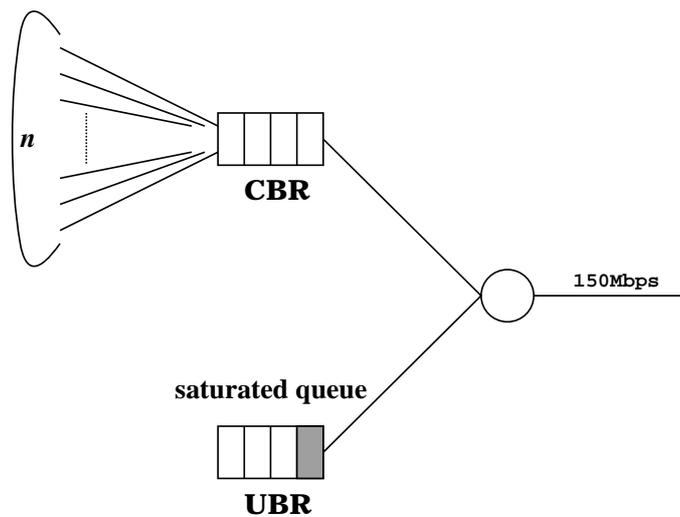
To obtain the statistical delay bound, we have analyzed the distribution of the delay time experienced by CBR real-time packets in the networks with the CBQ which is an improvement version of the static-priority. We treat a model consisting of both of real-time traffic and non-real-time traffic, which must be a practical one for ISPN. The delay time distribution obtained will be used for CAC with statistical guarantee, while the worst case delay time is usually used for CAC with the deterministic guarantee. Through numerical results, we will show its effectiveness in comparison with the performance of CAC with the deterministic guarantee.



☒ 2.1: Class structure of CBQ

Homogeneous CBR Traffic Case

From now on, we treat homogeneous CBR traffic case. We point out a scenario for our model in Fig 2.2. CBR connections are homogeneous in terms of the rate of each connection and packet size.

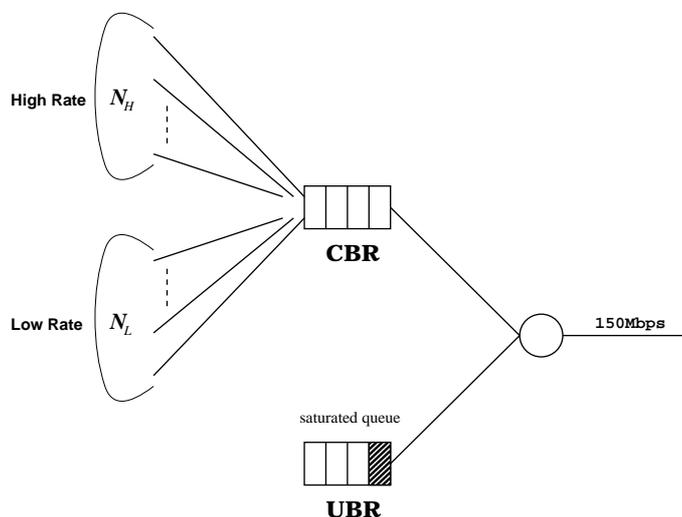


☒ 2.2: Scenario of our analysis

Furthermore, we suppose that a buffer for UBR class is saturated so that at least one packet always exists in the buffer. Namely, when CBR buffer becomes empty, a UBR packet will be served. This is the worst case for CBR delay. In addition, CBR class has the highest priority so that UBR packets are served only if no CBR packets are waiting in the buffer.

Heterogeneous CBR Traffic Case

Then we treat a scenario of heterogeneous CBR traffic case. The scenario is shown in Fig. 2.3.



☒ 2.3: Scenario of heterogeneous analysis

Multiple CBR connections of both high rates and low rates share a buffer, and UBR connections share another buffer; both buffers are assumed to be of infinite size. CBR connections can be also heterogeneous in terms of their packet size as well as their rates.

2.3 Numerical results

In this section, we will show our numerical results employed in above models. Note that we show the results without analytical derivations in this article. Analytical derivations are described in [100, 101, 102].

In homogeneous CBR traffic case, we compare the deterministic bound and the statistical bound on delay time; the former denotes the worst-case bound.

We show a comparison of our statistical bound and the deterministic bound for a given number of CBR connections in Fig. 2.4. The statistical delay bounds illustrated there are the 90-, 99- and 99.9-percentile delay. In addition, the average delay time is also plotted. First, we can see that the deterministic bound is much larger than all the statistical bounds, which are almost insensitive to the number of CBR connections, unlike the deterministic bound. The difference increases with the number of CBR connections. Therefore, if CBR

traffic can tolerate some loss, say 0.1% loss, due to late arrival, the 99.9-percentile bound can be employed in Call Admission Control (CAC) and will be more effective in using the link bandwidth efficiently in comparison with the deterministic bound, in particular in a case with a large number of CBR connections. For example, in Fig. 2.4, CAC based upon the deterministic bound can only accept 11 connections for $80\mu s$, and the statistical guarantee with 99.9-percentile can accept 33 connections under the same condition.

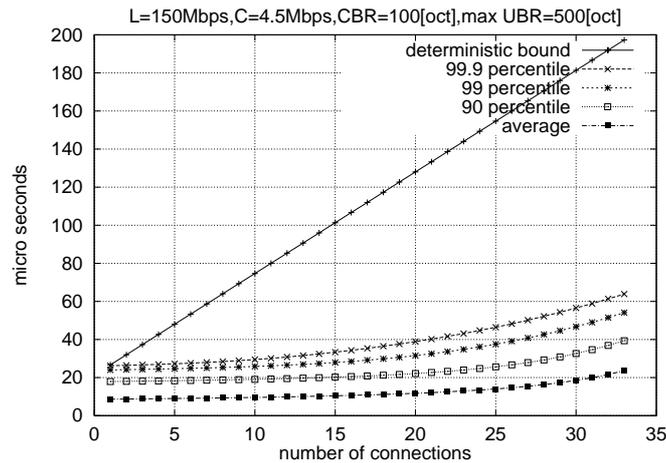


図 2.4: Comparison of statistical bound and deterministic bound

There is no more space to show other results for example in heterogeneous CBR traffic case. Please see the references.

2.4 Conclusions and Future Works

We have developed a mathematical model of a practical interest for the ISPN over which both real-time traffic and non-real-time traffic are transmitted. We then have analyzed the queueing delay of real-time traffic in the model to investigate an efficient way of CAC.

More specifically, we have analytically derived the queueing delay of CBR packets in a single-node CBQ switch in which multiple CBR connections share a buffer and another buffer is always occupied by UBR packets such as TCP segments. CBR packets have a priority over UBR packets so that UBR packets are served only if no CBR packets are stored in the buffer.

In homogeneous CBR traffic analysis; i.e. CBR connections are homogeneous in terms of the rate of each connection and packet sizes, we have obtained the statistical bound on CBR delay such as the 99.9-percentile delay, and compared it with the deterministic

bound. By the comparison, we have shown that the CAC based upon the statistical bound is very effective in using the network resources efficiently when CBR packets can tolerate some loss due to late arrival.

In heterogeneous CBR traffic analysis; i.e. CBR connections are two types of traffic in terms of their packet size as well as their rates, we have analytically derived the queueing delay of CBR packets in the single-node CBQ switch in which heterogeneous CBR connections share a buffer and another buffer is always occupied by UBR packets such as TCP segments. CBR packets have a priority over UBR packets so that UBR packets are served only if no CBR packets are stored in the buffer. We have treated two cases for heterogeneous CBR connections. Namely, CBR connections are different in their arrival rates in one case and in service times in the other.

The article treats only the case of single-node topologies. To extend this work to multiple-node topologies is of a practical interest as a future work.