

디지털 비디오 라이브러리 서비스를 지원하는 ATM-기반 비디오 스트림 스위치의 설계 및 분석

박 병 섭[†] · 김 성 수^{††}

요 약

최근 인터넷의 확산과 더불어 디지털 비디오 라이브러리(DVL: Digital Video Library) 서비스에 대한 관심이 고조되고 있다. 그러나 현재의 통신망 대역폭과 스위칭 환경 하에서는 종단간 QoS 보장하는데 많은 제약사항이 존재한다. 따라서 본 논문에서는 비디오 스트림 처리를 효율적으로 수행하여, 지연-처리율 특성을 만족할 수 있는 스트림 스위칭 구조를 제안하고 이에 대한 성능을 분석하였다. 제안된 ATM-기반 스트림 스위치는 각각 다중화되는 CBR(Constant Bit Rate) 및 VBR(Variable Bit Rate) 스트림의 QoS(Quality of Service)를 보장해야만 한다. 성능분석 결과는 제안된 스위치의 처리율이 $r=4$ 일 때 약 0.996의 값을 보였으며, 지연시간도 부하가 0.7 이하일 때 2 미만으로 측정되었다. 이 결과는 제안된 구조가 적당한 입력 스트림의 그룹핑을 통하여 비디오 응용을 위한 처리율 및 지연 요구사항 QoS를 보장할 수 있음을 보여 준다.

Design and Analysis of ATM-based Video Stream Switch for Supporting Digital Video Library Service

Byoung-Seob Park[†] · Sung-Soo Kim^{††}

ABSTRACT

Recently, interest in Digital Video Library and in the WWW have both greatly increased as the result of symbiotic relationship. However, there is a number of problems in network infrastructures such as network bandwidth and switching areas and, in mechanisms for ensuring an end-to-end quality of service (QoS). Therefore, in this paper, we describe the design issues of ATM-based stream switch for a scalable DVL. For the video stream switch, it is required to guarantee the QoS of each multiplexed CBR or VBR stream. Performance analysis results show that the maximum throughput of switch proposed is about 0.996 when $r=4$, and for the latency are all below 2 time for $0 \leq \rho \leq 0.7$. This results demonstrate that the proposed model can produce guaranteed throughput and bounded delay requirement for digital video library applications.

키워드: 디지털 비디오 라이브러리(Digital video library), ATM-기반 스트림 스위치(ATM-based stream switch), 트래픽 모델링(Traffic modeling), 서비스 품질(QoS), 처리율(Throughput)

1. 개 요

최근 학계와 산업계에서의 디지털 비디오 라이브러리 구현 노력은 저장된 전자적 콘텐츠(Electronic Contents)에 대한 온라인 탐색(search)과 검색(retrieval)에 주안점을 두어 왔다[1]. 그러나, 과학·교육·오락분야 등에 대한 정보 및 문서(documents)들에 대한 액세스 능력이 고도화됨에 따라, 디지털 라이브러리는 교육을 혁신하고, 과학적인 연구와 기술혁신을 촉진시킬 수 있는 서비스로 각광을 받고 있다. 더욱이, 디지털 라이브러리는 기존의 전자 라이브러리보다 이

미지, 그래픽, 비디오, 오디오 등의 멀티미디어 데이터와 같은 다양하고 복잡한 형태의 매체들을 저장하고 인덱싱하는데 기존의 기술과는 다른 요구사항들을 지니고 있다고 할 수 있다. 이와 함께, 인터넷은 정보를 액세스하고 교환하는데 있어서 가장 주요한 수단으로 등장하였다. 이와 같은 인터넷의 보편적 사용에 따라, 네트워크 기반 디지털 라이브러리는 여러 통신 프로토콜들로 연결된 정보시스템들과 상호 연결되어서 전세계적으로 분산된 정보 카탈로그(information catalogs)에 대한 실시간 액세스 기능을 제공할 수 있다. 이상적으로는 디지털 라이브러리와 ATM 엔티티를 가진 인터넷이 결합함으로써, 전자적인 콘텐츠를 액세스할 수 있는 강력한 기반을 제공할 수 있지만, 이를 위해서는 종단간(end-to-end) QoS 보장 방안들이 선행적으로 구현되어야

* 본 논문은 우석대학교 교내학술연구비 지원에 의하여 연구됨.

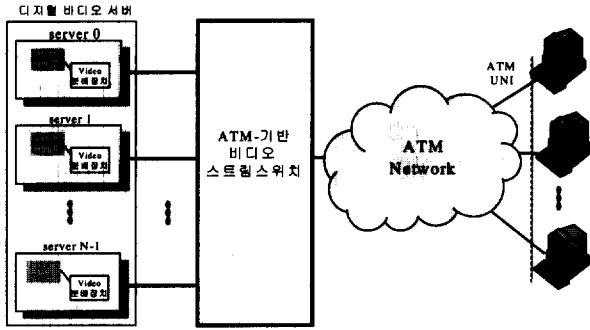
† 정 회 원 : 우석대학교 컴퓨터교육과

†† 정 회 원 : 우석대학교 전기공학과

논문접수 : 2000년 9월 15일, 심사완료 : 2001년 3월 8일

한다[2].

다음 (그림 1)은 차세대 통신망 환경에서 가장 각광 받을 응용 중에 하나인 DVL 시스템을 보여주고 있다. DVL의 구성요소는 서버 및 저장장치와 비디오 데이터 공급장치 등으로 구성된 시스템 코어 부분과 이를 ATM 망으로 전달해주는 비디오 스트림 스위치, 클라이언트 등으로 구성된다.



(그림 1) DVL 시스템 구성도

DVL에 대한 통신 인프라로서의 차세대 인터넷(NGI : Next Generation Internet)[2]은 현재의 인터넷보다 훨씬 큰 네트워크 용량을 제공할 수 있는 반면, 이에 따라 통신 프로토콜은 물론 정보처리 기술에 있어서도 많은 변화를 요구하고 있다. 예컨대, NGI 망은 수 Gbps 급의 초고성능(ultra-high-performance) 네트워크 연결능력은 물론 수 Tb/s 급의 패킷(또는 셀) 스위칭 능력을 요구하고 있다. 이에 따라 NGI를 구현하기 위한 연구방향은 네트워크 엔지니어링, 종단간 QoS 보장, 그리고 보안(security) 분야로 많이 진행되고 있으며[1, 3-4], 비디오 트래픽을 위한 하이브리드 VBR/ABR (Available Bit Rate) 서비스의 QoS에 대한 연구[5], 특정 ATM 스위칭 구조에서의 MPEG-2 비디오 망의 QoS 대한 연구[6] 등이 DVL 관련 연구로 수행되었다. 이 중에서 DVL과 같은 핵심 응용서비스를 구현하기 위해 종단간 QoS 보장 측면에서 보면, 응용서비스에 대한 성능을 예측할 수 있도록 사용자가 대역폭, 지연시간(latency), 신뢰성(reliability) 등에 있어서 상관계(trade-offs)를 협상할 수 있도록 하는 방식들이 제안되고 있다[1].

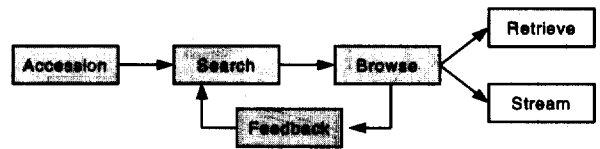
본 논문에서는 MPEG-1과 MPEG-2로 표현된 DVL 시스템의 비디오 스트림을 지원하기 위한 ATM-기반의 비디오 스트림 스위치 구조를 제안하고, 다양한 비디오 트래픽 하에서 이 응용에 대한 성능을 분석한다. 본 논문에서 적용할 ATM-기반 스트림 스위칭 모델은 한 타임 슬롯 안에 다수 개의 셀이 동시에 출력 링크에 도달할 수 있는 다중 출구(multiple outlets)를 갖는 구조이기 때문에, 스위칭 처리율을 향상시킬 수 있다. 또한 제안된 모델은 VBR 트래픽 뿐만 아니라 DVL 응용에서 빈번히 발생할 수 있는 현상, 즉 많은 셀이 동시에 동일한 출력 버퍼에서 도착하여 출력 링크에서의 Hot-spot 현상을 줄일 수가 있어, 적절한 셀 손실

률과 지연시간 요구사항을 만족해야하는 DVL의 종단간 QoS 요구사항인 처리율 및 데이터의 손실률, 전송지연에 관한 비디오 데이터의 QoS 요구사항을 효과적으로 만족시킨다고 할 수 있다.

2. DVL 서비스 모델

2.1 지네틱 모델

DVL 서비스에서 사용자와의 상호작용(Interaction) 모델은 다음 (그림 2)와 같이 나타낼 수 있다[1]. DVL에서 비디오는 비디오 데이터를 카탈로그하고, 인덱싱하고, 저장하는 역제어 과정으로부터 개입된다. 다음으로 사용자는 카탈로그를 질의(querying)하고 데이터를 인덱싱 함으로써 DVL을 검색하고, 검색결과로서 사용자는 이를 브라우징할 수 있게 된다. 이때 사용자는 적절한 피드백을 통해 검색을 세분화하고 전달된 항목(items)들을 선택할 수 있는 옵션을 가질 수 있다.



(그림 2) DVL에서의 사용자 인터랙션 모델

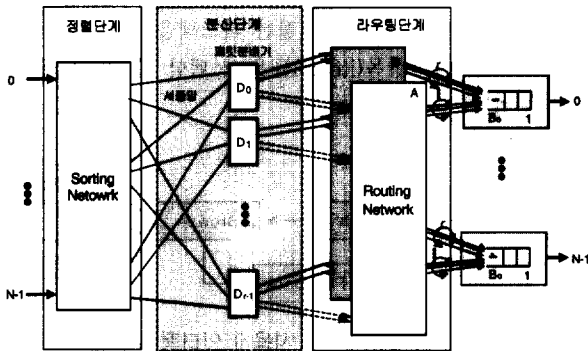
IETF에서는 실시간 QoS를 보장하는 서비스를 제공하기 위해서는 현재와는 달리 망의 자원을 제어할 수 있는 방법이 필요하다고 생각하여 새로운 인터넷 서비스 모델인 인터넷 통합서비스 모델(IS : Integrated Services Internet Model)을 정립하였다[7]. 각 서비스 유형은 특성에 따라 요구되는 QoS는 IS 모델에서 정의된 공통의 파라미터에 의하여 표현되며, IS 모델에서는 QoS를 패킷 단위의 전달 지연 시간에 초점을 맞추고 있다. IS 서비스는 보장형 서비스와 같이 지연시간과 패킷 손실에 대해서 특정한 값을 요구하지는 않는다. 다만 망의 부하가 적을 때, 최선 전달 서비스에 제공되는 것과 상응하는 지연과 손실의 QoS를 보장해줄 것을 요구한다. 현재 MPEG-1이나 MPEG-2 서비스를 위한 기준 셀 손실률은 최소한 $10^{-8} \sim 10^{-9}$ 이하여야 한다.

3. ATM-기반의 비디오 스트림 스위치

3.1 스위칭 구조

스트림 스위치는 예상 밖의 지터나 지연이 스위치 상에서 교환되는 비디오 스트림에 대해서 발생하지 않도록 설계되어야 한다. 이를 위해 본 논문에서 고려하는 스트림 스위치는 ATM-기반이며, 디지털화된 비디오 데이터는 ATM 셀로 전송된다. 여기서는 VBR과 CBR의 2가지 유형의 비디오 스트림이 존재할 수 있다고 가정한다. 비디오 소스를

모델링하기 위해 정의된 사이클은 일정한 값의 시간 간격으로, ATM 셀의 고정된 개수를 말한다. 일반적으로 VBR 소스는 최대 데이터 율과 평균 데이터 율의 2개의 매개변수로 모델링되며, CBR 소스는 최대 데이터 율과 평균 데이터 율이 같은 경우로 생각할 수 있다. (그림 3)과 같이 본 논문에서 제안된 비디오 스트림 스위치 크기는 $N \times N$ 이며, 스트림 스위치는 크게 3단계로 구성된다. 첫단계는 목적지 주소에 따라 입력되는 비디오 스트림을 주소에 따라 정렬하는 부분, 두 번째 단계는 가능한 한 이후의 라우팅 단계에서 라우팅 충돌을 줄이기 위해 스트림을 분산시키는 분산단계, 마지막 단계는 각각의 비디오 스트림을 목적지로 전송하는 라우팅 단계이다. CBR이나 VBR 소스는 다중화되어 출력 포트로 전송한다.



(그림 3) DVL을 위한 ATM-기반 비디오 스트림 스위치 구조

3.2 비디오 스트림 스위치의 구성요소

3.2.1 정렬 단계

순수한 배니안 망의 단점은 두 개의 다른 출력 라인으로 향하는 두 개의 패킷이 중간 SE(switching element)중의 하나에서 서로 충돌될 수 있다는 데 있다. 그러나 만일 패킷들이 그들이 갖는 목적지 주소에 따라 크기 순으로 정렬된 후 배니안 망을 통하여 라우팅 된다면 내부 블럭킹(internal blocking) 문제는 완전히 제거될 수 있다. 배치 정렬기의 사용은 이러한 사실에 근거하고 있다. 배치 정렬기는 배치 바이트로 정렬 망(Batcher bitonic sorter network)[8]으로 구성되는데, 각 스위칭 소자는 목적지 주소(정렬될 수)를 정렬하게 된다. 따라서 두 개의 빌딩 블럭인 상향 정렬기(up sorter)와 하향 정렬기(down sorter)가 이 배치 정렬기에서 사용된다.

3.2.2 분산 단계

① 노드 그룹핑

일반적으로 임의의 트래픽 패턴 하에서 진행되는 패킷 사이의 경쟁은 패킷이 망으로 입력된 후 바로 앞부분의 스테이지에서 심각하게 일어난다. 이러한 문제는 적당한 트래픽 제어기법을 사용하여 조정된 트래픽 패턴이 모든 스위

치로 들어가는 패킷의 양을 시간에 따라 균일하게 함으로써 패킷 충돌을 가능한 한 뒷부분의 스테이지로 미루도록 해야만 한다. 따라서 본 논문에서는 혼잡 제어(congestion control) 전략을 위해 노드 그룹핑(node grouping) 개념을 사용한다.

두 입력 노드들 사이의 거리(distance)는 $DIST(x_0x_1 \dots x_{n-1}, y_0y_1 \dots y_{n-1})$ 로 나타내며, 이 두 입력 노드에서 출발한 패킷이 처음으로 충돌하는 스테이지 번호로 정의한다. 한편 G_0, G_1 을 두 입력 노드들의 그룹이라고 하면, $MinDIST(G_0, G_1)$ 는 입력 노드의 그룹 G_0 의 임의의 구성 노드와 다른 입력 노드의 그룹 G_1 의 임의의 구성 노드 사이의 최소의 거리는 다음과 같이 정의할 수 있다; $MinDIST(G_0, G_1) = Min(DIST(x_0x_1 \dots x_{n-1}, y_0y_1 \dots y_{n-1}), \forall x_0x_1 \dots x_{n-1} \in G_0, \forall y_0y_1 \dots y_{n-1} \in G_1, 2^n$ 개의 입력 노드를 라벨순으로 균등하게 P_0 에서 P_{2^n-1} 로 2^k 의 분할(partition) ($0 \leq k \leq n, n = \log_2 N$)로 나누다면, 각 분할은 2^{n-k} 의 입력 노드들을 갖고, 그 주소는 상위 k 개의 비트가 동일하다. $N \times N$ 배니안 망에서, 입력 노드들은 크기, 2^k ($0 \leq k \leq n$)의 그룹으로 나누어진다. 그룹핑은 그룹 내에 있는 두 입력 노드들 사이의 거리가 가능한 한 멀어지도록 그룹핑을 한다. 이것은 짧은시간 동안에 한 그룹에 속한 여러 개의 입력 노드들의 패킷이 하나의 출력 노드로 라우팅 될 때, 충돌이 가능한 한 뒤의 스테이지에서 일어나도록 해준다.

② 순열 함수

이중 셔플 망(shuffle network)을 구성하기 위한 순열 함수(permutation function)는 각 $r(= 2^k)$ 개의 그룹에 적용되는데, 셔플 망 구성에서는 2개의 순열 함수가 필요하다. 이러한 이중의 셔플은 다음 분배기의 두 입력라인으로 연결되는 각 그룹에 속한 입력 패킷의 동일한 또는 인접한 목적지 주소를 가능

<표 1> radix-r 이중 셔플망을 위한 입력 및 출력 조합표(N=16인 경우)

r	G	PERM'_0		PERM'_1	
		입력	출력	입력	출력
2	8	{0,1}(2,3){4,5} (6,7)	{0,2,4,6,8,10,12, 14} = G_0	{0,2,4,6}{8,10, 12,14}	{0,8,2,10,4,12,6, 14} = G_0
		{8,9}{10,11} {12,13}{14,15}	{1,3,5,7,9,11,13, 15} = G_1	{1,3,5,7}{9,11, 13,15}	{1,9,3,11,5,13,7, 15} = G_1
4	4	{0,1,2,3} {4,5,6,7}	{0,4,8,12} = G_0 {1,5,9,13} = G_1	{0,4}{8,12} {1,5}{9,13}	{0,8,4,12} = G_0 {1,9,5,13} = G_1
		{8,9,10,11} {12,13,14,15}	{2,6,10,14} = G_2 {3,7,11,15} = G_3	{2,6}{10,14} {3,7}{11,15}	{2,10,6,14} = G_2 {3,11,7,15} = G_3
8	2	{0,1,2,3,4,5,6,7} {8,9,10,11,12, 13,14,15}	{0,8} = G_0 {1,9} = G_1 {2,10} = G_2 {3,11} = G_3 {4,12} = G_4 {5,13} = G_5 {6,14} = G_6 {7,15} = G_7	{0,8} {1,9} {2,10} {3,11} {4,12} {5,13} {6,14} {7,15}	{0,8} = G_0 {1,9} = G_1 {2,10} = G_2 {3,11} = G_3 {4,12} = G_4 {5,13} = G_5 {6,14} = G_6 {7,15} = G_7

한 한 멀리 분리하기 위한 전략이다. 두 개의 순열 함수는 다음과 같이 정의한다; $G = N/r$, $n = \log_2 N$, $g = \log_2 G$, $r = 2^k$ 라고 하면, $PERM_0^r(x_{n-1}x_{n-2}\dots x_1x_0) = (x_{n-1}x_{n-2}\dots x_{n-g+1}x_{n-g})$, $PERM_1^r(x_{g-1}x_{g-2}\dots x_1x_0) = (x_{g-2}x_{g-3}\dots x_0x_{g-1})$. 순열 함수는 r 개의 각 그룹에 적용되며, 한 그룹의 크기는 $G (=2^{n-k})$ 이다. <표 1>은 두 개의 순열 함수 구현을 위해 각 r 및 G 값에 대한 입력/출력 조합을 나타낸 것이다.

4. ATM-기반 비디오 스트림 스위치의 분석

4.1 트래픽 모델링

고려될 트래픽은 MPEG-2 스트림을 위한 CBR 서비스와 MPEG-1 및 Motion JPEG을 위한 VBR 서비스, 그리고 Hot-Spot 트래픽을 가정하였다.

4.1.1 CBR 트래픽 분포

CBR 트래픽 분포의 경우, N 개의 입력 라인에서의 셀의 도착은 서로 독립적이고 동일한 베르누이 프로세스(independent and identical Bernoulli process)에 의해 모델링 된다. 즉, 임의의 시간 슬롯에서 셀이 특정 입력라인에 도착될 확률은 $p(0 \leq p \leq 1)$ 이며, 이 값은 입력 트래픽 부하 λ 에 대응된다. 여기서서는 CBR 트래픽을 균일 트래픽으로 고려한다.

4.1.2 비균일 트래픽 분포

① VBR 트래픽 패턴

VBR 또는 비균일 트래픽의 경우 각 입력라인에서 트래픽 패턴은 버스트 셀이나 비디오 소스의 도착으로 특징지어진다. 여기서 소스의 도착은 다른 목적지에 대한 버스트(burst)를 구성하며, 한 버스트는 동일한 목적지를 소스들로 일련의 스트림 형태로 연속적으로 도착한다. 이러한 트래픽 패턴은 이산사건 ON-OFF 마코프 체인으로 모델링 된다 [10]. ON-OFF 모델에서는 소스가 생성되지 않는 OFF 상태 또는 휴지기간(idle period) T_{off} 와 일정비율로 시간 슬롯당 하나의 소스가 생성되는 ON상태 또는 활성 기간(active period) T_{on} 으로 번갈아 소스 셀이 도착되는 형태를 갖는다. 활성기간과 휴지기간의 간격은 각기 매개변수 α 와 β 를 갖고 기하분포(geometric)를 띤다. 각 활성 버스트에는 적어도 하나의 셀이 존재한다고 가정하고, 또한 버스트 길이는 독립이라고 가정한다. 그러면 α 와 β 가 주어질 때, 평균 버스트 길이 $E[B]$ 와 평균 휴지 시간 $E[I]$, 그리고 정규화된 부하는 식 (1)과 같이 주어진다. A(i)는 버스트 상태가 i 시간동안 지속될 확률로 $A(i) = \alpha(1-\alpha)^{i-1}$, $i \geq 1$ 이다.

$$E[B] = \sum_{i=1}^{\infty} i \frac{A(i)=1}{\alpha},$$

$$E[I] = \sum_{j=1}^{\infty} A(j) = \frac{1-\beta}{\beta}, \tag{1}$$

$$\lambda = \frac{E[B]}{E[I]+E[B]} = \frac{\beta}{\beta + \alpha - \alpha\beta}$$

② Hot-spot 트래픽 패턴

Hot-spot 트래픽 패턴에서는 많은 입력들이 동일한 시간에 하나의 출력라인과 통신하는 것으로 생각할 수 있다[11]. 따라서 이 트래픽 모델에서는 과도한 트래픽을 받아 하나의 Hot-spot을 구성하는 비균일 트래픽 패턴으로 특징지어질 수 있다. 이러한 트래픽의 형태는 스위치의 최대 처리율을 심각하게 저하시키는 요인이 된다. 따라서 이에 대한 분석은 스위치의 성능을 평가하는데 있어서 매우 중요한 요소로 볼 수 있다. Hot-spot 트래픽 유형은 Hot-spot 지점을 루트로 하는 포화 트리(saturation tree)[11]라는 것을 만들게 된다. 이것은 루트를 향하는 경로상의 버퍼들이 차례로 포화상태가 되어 결국 입력 단까지 도달되어 망에서의 라우팅을 불가능하게 만드는 현상을 말한다. 이러한 현상에 대처할 수 있는 기능들이 DVL에서 특히 요구되는 기능중의 하나이다.

4.2 출력 큐잉 분석

출력 큐에서 개념적인 서버는 출력 트렁크로 볼 수 있다. 독립적인 균일 분포 가정 하에서, 모든 출력라인은 동일한 큐 길이 분포를 갖는다. $P_i^{(t)}$ 를 주어진 시간 슬롯이 시작되기 전에 i -번째 출력 큐에 있는 셀 수라고 정의한다. 그러면, $P_i^{(t+1)}$ 는 다음 시간 슬롯에 대한 P 값을 나타내며, $\psi_{2r}(P_i^{(t)})$ 는 출력라인에 도착한 셀 수로 한다. 그리고 주어진 시간-슬롯에 출력 큐에서 서비스되는 셀 수, $\mu(P)$ 는 최대로 하나의 시간-슬롯에는 하나의 셀 만이 서비스되므로 $\mu(P) = \min(1,P)$ 로 나타낼 수 있다. 따라서 두개의 랜덤 변수, $P_i^{(t)}$ 와 $P_i^{(t+1)}$ 사이의 관계식은 식 (2)와 같이 표현될 수 있다.

$$P_i^{(t+1)} = P_i^{(t)} - \mu(P) + \psi_{2r}(P_i^{(t)}) \tag{2}$$

한편, $q_k \equiv \text{pr}(P = k)$ 라고 정의하고, $a_k \equiv q_k(k = 0, 1, \dots, 2r-1)$ 라고 가정한다. 그러면 태그된 출력 큐에 도착할 수 있는 셀의 수는 최대 $2r$ 을 넘을 수 없으므로, $a_{2r} = 1 - \sum_{k=0}^{2r-1} q_k$ 임을 알 수 있다. 여기서 q_k 를 더 세분하여 i) $N < \infty$ 일 경우, ii) $N \rightarrow \infty$ 일 경우로 구분하여 표현할 수 있다;

i) $N < \infty$

$$q_k \equiv \text{Pr}[P=k] = \binom{N}{k} \left(\frac{\rho}{N}\right)^k \left(1 - \frac{\rho}{N}\right)^{N-k} \tag{3}$$

$$k=0, 1, \dots, N$$

$$a_k = q_k(k=0, 1, \dots, 2r-1), \quad a_{2r} = 1 - \sum_{k=0}^{2r-1} q_k \tag{4}$$

ii) $N \rightarrow \infty$ 인 경우

$$q_k \equiv \text{Pr}[P=k] = \frac{\rho^k e^{-\rho}}{k!}, \quad k=0, 1, \dots, \infty \tag{5}$$

$$a_k = q_k(k=0, 1, \dots, 2r-1), \quad a_{2r} = 1 - \sum_{k=0}^{2r-1} q_k \tag{6}$$

먼저, 평균 큐 길이와 대기시간을 구하기 위해, $N \rightarrow \infty$ 일

경우를 가정한다. $N \rightarrow \infty$ 일 경우에는 $P_i^{(t)}$ 와 $\psi_{2k}(P_i^{(t)})$ 사이에는 상호관계가 없으므로 다음과 같이 모멘트 생성 함수를 할 수 있다;

$$g_{P_i^{(t+1)}}(z) = E[z^{P_i^{(t+1)}}] = E[z^{P_i^{(t)} - \mu(P)}] \cdot E[z^{\psi_{2k}(P_i^{(t)})}] \quad (7)$$

독립적인 균일 트래픽 분포이므로 모든 출력 포트가 동일하게 부하를 받는다. 따라서 첨자 i 를 생략할 수 있다. 따라서 식 (7)의 첫 번째 항은 다음과 같이 전개된다;

$$E[z^{P - \mu(P)}] = q_0 + \frac{1}{z} [g_{P(z)} - q_0] \quad (8)$$

그리고, 식 (7)의 두 번째 항 $E[z^{\psi_{2k}(P)}]$ 은 다음과 같이 전개된다;

$$E[z^{\psi_{2k}(P)}] = z^{2r} - [\sum_{m=0}^{2r-1} q_m (z^{2r} - z^m)] \quad (9)$$

평형상태에서 출력 트렁크가 유히상태(idle state)일 확률, $\Pr[P=0] = 1 - \rho$ 로 주어진다. 따라서 식 (7), (8), (9)로부터 다음 식 (10)을 얻을 수 있다;

$$g_P(z) = \frac{(1 - \rho)(z - 1)(z^{2r} - \sum_{m=0}^{2r-1} q_m (z^{2r} - z^m))}{z - z^{2r} + \sum_{m=0}^{2r-1} q_m (z^{2r} - z^m)} \quad (10)$$

식 (10)에 대한 $g_P'(1)$ 을 구하면 큐에서 대기중인 평균 셀 수 \bar{L} 을 계산할 수 있다. 따라서 태그된 출력 라인의 큐에서 대기중인 셀의 평균수는 다음 식 (11)과 같이 표현된다;

$$\bar{L} = g_P' - \rho \quad (11)$$

4.3 비균일 트래픽 분석

4.3.1 VBR 트래픽 분석

VBR 트래픽하에서 다중 출구를 갖는 스트립 스위치의 분석해 본다. 먼저 t -번째 시간 슬롯에 출력라인 i 에 도착하는 셀의 수를 B_i^t 라고 한다. 또한 $B_i^t(m)$ 은 시간 슬롯 t 가 시작될 때 입력 m 에서 특정 출력 i 로 향하는 셀의 수라고 가정한다. 랜덤 변수 $B_i^t(m)$ 는 독립적이고 동일한 분포이며,

<표 2> VBR 트래픽 모델링을 위한 변수 정의

$s(k) = \Pr[\text{burst size} = k]$
$\lambda_B = \Pr[\text{there is a bulk arrival}]$
$E[S] = \text{the average of } s(k)$
$\sigma^2 = \text{Var}(s)$ is variance of burst size
$\rho = \lambda B E[S]$ is traffic load density

다음 <표 2>의 정의를 사용한다.

한 시간 슬롯에 각 입력에 도착하는 버스트를 가정하면, 식 (12)를 얻을 수 있다.

$$b_k = \Pr[B_i^t(m) = k] = \begin{cases} (1 - \lambda_B) + \frac{N-1}{N} \lambda_B, & k=0, \\ \frac{\lambda_B}{N} s(k), & k \neq 0. \end{cases} \quad (12)$$

위 식 (12)에서 $k=0$ 일 때, 첫 식은 입력 m 에 도착하는 버스트가 없을 확률 $(1 - \lambda_B)$ 에 버스트 도착이 존재하지만 출력라인 i 로 향하지 않을 확률을 더한 값이다. $k \neq 0$ 일 경우에는, 입력 m 에 도착한 버스트가 있어서 이 버스트가 출력라인 i 로 향할 확률이다. 따라서 $B_i^t(m)$ 에 대한 모멘트 생성 함수는 다음 식 (13)과 같다.

$$B_i^t(m)(z) = 1 - \frac{\lambda_B}{N} + \frac{\lambda_B}{N} S(z) \quad (13)$$

B_i^t 가 시간 슬롯 t 의 시작 전에 특정 출력 큐 i 에서 대기중인 셀의 수라고 하면, $A_B(B_i^t)$ 는 t -시간 슬롯동안 도착한 셀의 수가 된다. 그리고 $\mu(B)$ 는 한 시간 슬롯 출력 큐에서 처리되는 셀의 수라고 하면, 균일 분포의 분석에서처럼 식 (14)를 얻을 수 있다.

$$B_i^t = B_i^{t-1} - \mu(B) + A_B(B_i^t) \quad (14)$$

4.3.2 Hot-spot 트래픽 분석

Hot-spot 트래픽 분석을 위해, 출력 라인으로 향하는 전체 셀중에서 Hot-spot 출력 j_H 으로 향하는 셀 부분을 h 라고 가정한다. 그리고 입력 i 에 도착한 셀이 출력 라인 j 를 향할 확률을 p_{ij} 라고 한다. 그러면 모든 i 에 대하여, 다음 식 (15)와 같이 p_{ij} 를 구할 수 있다.

$$p_{ij} = \begin{cases} h + \frac{1-h}{N}, & j = j_H, \\ \frac{1-h}{N}, & j \neq j_H \end{cases} \quad (15)$$

각 입력의 트래픽 부하가 λ 라면, Hot-spot 출력 j_H 에 도착하는 셀 수를 $A_H^{j_H}$ 라고 하면 $A_H^{j_H}$ 가 k 일 확률은 다음과 같이 구해진다.

$$a_k^{j_H} = \Pr[A_H^{j_H} = k] = \binom{N}{k} \left[h\lambda + \frac{(1-h)\lambda}{N} \right]^k \left[1 - h\lambda - \frac{(1-h)\lambda}{N} \right]^{N-k} \quad (16)$$

그리고 Hot-spot 출력이 아닌 다른 출력 $j \neq j_H$ 에 대해서는

$$a_k = \Pr[A_H = k] = \binom{N}{k} \left[\frac{(1-h)\lambda}{N} \right]^k \left[1 - \frac{(1-h)\lambda}{N} \right]^{N-k} \quad (17)$$

이 경우에는 셀의 도착 분포를 Hot-spot일 경우와 Hot-spot이 아닐 경우로 구분하여 적용한다. 셀 손실률을 구하

기 위해 다음의 절차를 따른다. 먼저 버퍼 오버 플로우에 기인한 셀 손실률을 결정하기 위하여 출력 버퍼에서 스위치의 정규화된 처리율(normalized throughput)을 구한다. 만일 $P^{(t)}=0$ 이고, $A_U(P^{(t)})=0$ 이면, 현재 큐가 비어 있는데, 새로 도착된 패킷도 없으므로, $P^{(t+1)}=0$ 이 된다. 따라서, 다음 시간-슬롯동안 출력 큐로 아무런 패킷도 전달되지 않는다. 이런 사실로부터 버퍼 출력에서 얻어질 수 있는 정규화된 처리율을 ρ^* 로 정의하면 $N < \infty$ 일 경우 스위치 처리율은 $\rho^* = 1 - q_0^i a_0$ 로 표현할 수 있다. 다음으로 $N \rightarrow \infty$ 일 경우를 고려해 본다. 출력 큐의 서비스율 ρ 는 $\rho > \lambda$ 이어야 하므로 출력트렁크가 단위 시간 슬롯 당 하나의 패킷을 처리한다고 하면, 최대 처리율은 $\rho = \lambda$ 일 때 결정된다. 스트림 스위치에서의 셀 손실은 유한 출력 큐가 이미 b 개의 패킷을 포함하고 있는데 새로운 패킷이 도착할 때 발생한다. 출력라인의 ρ^* 를 출력 그룹에 제공되는 부하로 나누면, 셀 성공 확률을 구할 수 있다. 따라서 셀 손실률은 $\Pr[\text{packet loss}] = 1 - \rho^*/\rho$ 로 계산된다.

5. 성능분석

본 논문에서는 분석적인 모델을 제안하여 시뮬레이션을 통하여 이를 증명하는 형태로 제안된 ATM-기반 비디오 스트림 스위치의 성능을 분석하였다. 비디오 스트림 스위치를 위한 이산 사건 시뮬레이션의 가정은 다음과 같다; 망은 동기적으로 동작하고, 균일 분포의 경우, N 개의 프로세서 모듈로부터의 패킷 생성은 포아송 분포를 따르며, 모든 목적지는 $1/N$ (N = 망 크기)의 동일한 확률로 참조된다. 비균일 분포의 경우, 버스티 트래픽을 모델로 하였으며, 평균 버스티 크기는 $E[B] = 10$, 평균 휴지기간은 $E[I] = 20$ 을 가정하였다. 또한 출력 큐잉을 가정한다.

5.1 성능평가 척도

종단간 QoS 보장 가능한 DVL을 지원할 수 있는 스트림 스위치의 성능분석을 위해서 고려할 성능 척도는 스위치 처리율과 지연시간, 그리고 셀 손실률이다. 처리율은 단위 스테이지 사이클당 하나의 출력 링크로 출력되는 평균 패킷 수로 정의하며, 지연 시간은 한 패킷이 한 스테이지를 통과하는 데 걸리는 평균 스테이지 사이클 수이다. 그리고 셀 손실률은 내부 망에서의 셀 손실률과 출력 버퍼에서의 손실률을 합하여 측정한다.

시뮬레이션시 각 성능척도의 계산되는 방법은 다음과 같다; 스위칭 망의 크기를 N , 패킷 전송이 시작된 시간부터 최종 패킷이 출력 큐에 도착하여 출력 라인으로 나갈 때까지 걸린 시간을 t_{total} , 스테이지 수를 s , 스테이지 사이클을 τ , 목적지에 도착한 패킷 수를 p_{total} , 패킷 i 가 생성된 시간을

g_i , 목적지 큐에 도착하여 출력라인을 벗어나는데 걸린 시간을 a_i 라고 하면, 스위치 처리율(Th)은 식 (21)과 같이 계산된다;

$$Th = \frac{\tau \cdot p_{total}}{N \cdot t_{total}} \tag{21}$$

그리고 지연시간은 식 (22)와 같이 표현된다;

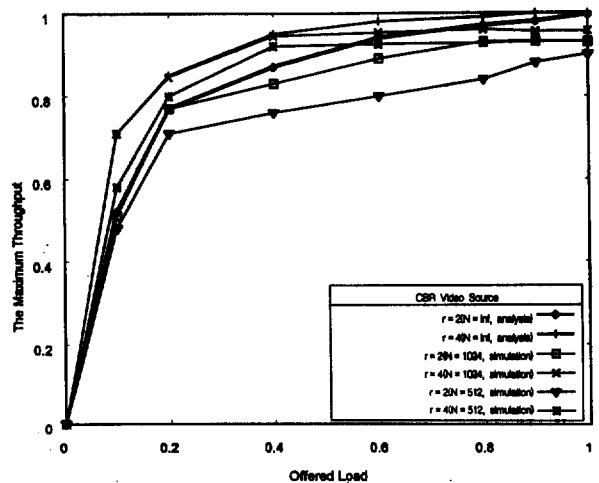
$$D = \frac{\sum_{i=1}^s (a_i - g_i)}{s \cdot \tau \cdot p_{total}} \tag{22}$$

일반적으로 스위치 처리율은 스위치가 일정 시간동안 얼마나 많은 패킷을 처리할 수 있는가를 나타내는 척도이며, 지연 시간은 한 패킷이 소스에서 목적지 큐 도착하여 출력 라인으로 나가는 데 까지 얼마의 시간이 걸리는가를 나타내는 척도이다. 마지막으로 출력 버퍼에서의 패킷 손실에 대한 분석을 고려한다. 출력 버퍼가 가득 찰 확률이 $P[\text{full}]$ 일 때, 버퍼 오버 플로우 확률은 $P[\text{buff loss}] = (1 - P_{arrival}(0)) \cdot P[\text{full}]$ 이다, 그리고 망내부에서의 패킷 손실률이 $P[\text{network loss}]$ 이라고 하면 패킷 손실률은 식 (23)과 같이 표현 할 수 있다.

$$P[\text{loss}] = 1 - \{ (1 - P[\text{network loss}]) (1 - P[\text{buff loss}]) \} \tag{23}$$

5.2 CBR 비디오 소스에 대한 분석

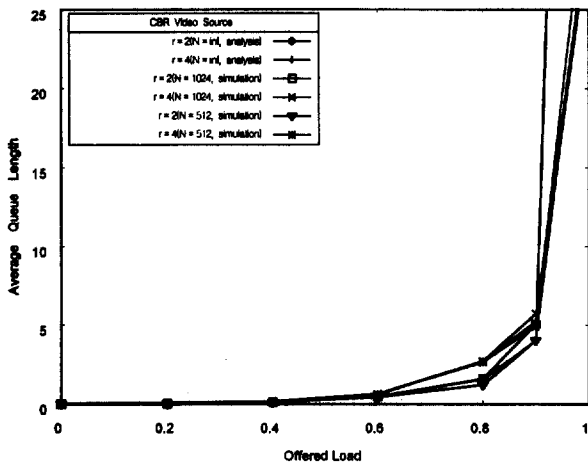
(그림 4)는 제안된 스트림 스위치의 부하에 따른 최대 스위치 처리율을 보여주고 있다. 최대 스위치 처리율은 $N \rightarrow \infty$ 일 때는 $\rho = \lambda$ 일 때 결정되며, 이에 대한 결과로 스위치 처리율은 완전 부하(full load) 하에서 $r=2$ 일때 약 0.996, $r=4$ 일때는 거의 1.0에 수렴함을 알 수 있다. 출력 큐를 갖는 비디오 스트림 스위치의 시뮬레이션에서는 $N = 512, 1024$, 무한 버퍼를 가정하였다. 최대 처리율의 시뮬레이션에 의한 분석과 분석적 모델에 의한 비교에선 $r=2$ 일



(그림 4) CBR 트래픽하에서 평균 큐길이

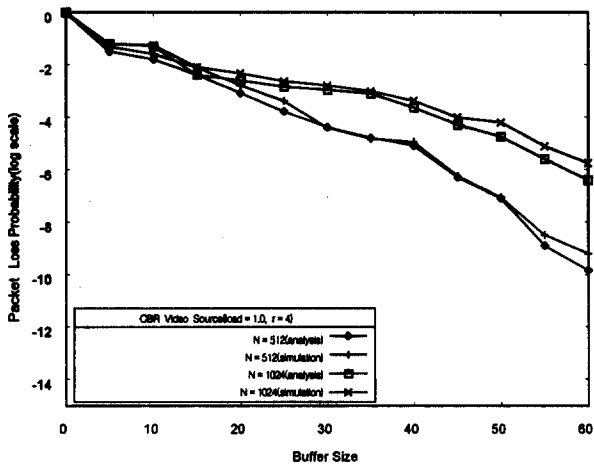
때 완전 부하 하에서 6.6% 정도 시뮬레이션 결과가 낮게 분석되었으나, $r=4$ 일 경우 이 차이는 4% 정도로 측정되었다.

(그림 5)는 r 값에 대하여 출력 부하에 따른 평균 큐 길이를 보여주고 있다. r 값이 증가할수록 평균 큐 길이는 증가하게 되는데, 이것은 r 값은 노드 그룹핑시 그룹에 속한 입력 노드들의 수이므로 이 값이 크면 서플을 통해 한 그룹에 속한 노드들의 목적지가 더 멀리 분산되도록 그룹핑 되기 때문에 더 작은 r 값을 가질 경우보다 블럭킹이 없이 목적지에 도착하기 때문이다. 작은 r 값일 경우 출력 큐에서 대기 중인 패킷 수가 큰 값의 r 에 비해 더 적다. 그러나 부하가 $0 \leq \rho \leq 0.65$ 인 동안에는 r 값에 그렇게 민감하지 않으며, $\rho \geq 0.9$ 일 경우에는 r 에 무관하게 빠른 시간에 포화상태에 이르게 됨을 볼 수 있다.



(그림 5) CBR 트래픽하에서 셀 손실률

(그림 6)은 출력 부하가 1.0일 때, 버퍼 크기에 대한 셀 손실률을 보여주고 있다. 셀 손실률을 평가하기 위한 망 크기는 $N = 512, 1024$, 그룹 크기는 $r = 4$ 를 사용하였다. 일반적으로 트래픽 부하가 증가할 때, 그리고 망 크기가 증가할 때는 동일한 셀 손실률을 얻기 위해서는 더 많은 버퍼 용량



(그림 6) CBR 트래픽하에서 최대 처리율

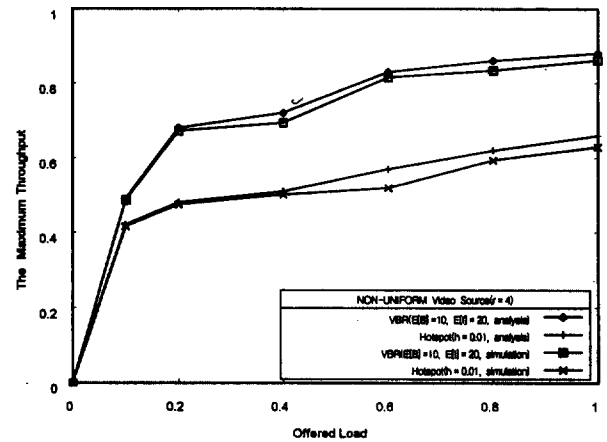
이 필요하다.

그림에서 보면, $\rho = 1.0$ 일 때, $N = 512$ 에서 10^{-9} 이하의 셀 손실률을 얻기 위해서는 버퍼 크기는 45 이상이 되어야 하고 $N = 1024$ 일 경우에는 65 이상을 넘어야 한다.

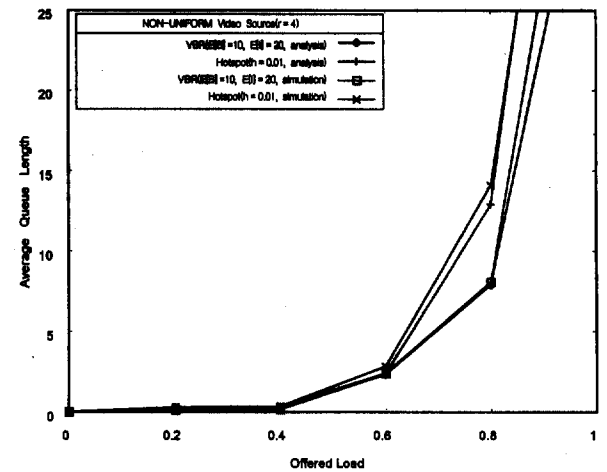
5.3 비균일 비디오 소스에 대한 분석

이 절에서는 비균일 트래픽, 즉 VBR과 Hot-spot 트래픽 유형에 대하여 제안된 비디오 스트림 스위치의 성능을 분석한다. 성능 결과는 각 출력 부하에 대하여, 출력 큐잉 스위치의 성능이 여러 트래픽 유형에 따라 매우 다양하게 나타남을 보여준다.

먼저 분석적 분석에서는 $N \rightarrow \infty$, 버스티 트래픽의 경우, $E[B] = 10, E[I] = 20$, hot-spot 트래픽의 $h=0.01$, 그리고 $r=4$ 를 가정하였다. 시뮬레이션의 경우는 균일 분포에서 마찬가지로 $N = 512$, 버퍼크기는 무한하다고 가정하였다. 앞의 (그림 4)에서 보면, $r=4$ 일 때 CBR 트래픽에서는 거의 1.0에 가까운 처리율을 얻을 수 있었다. 그러나 비균일 트래픽하에서 출력 큐잉 스위치의 성능은 일반적으로 균일한 CBR 트래픽의 경우보다는 저하되게 된다. 그러나 (그림 7)은 비균일 트래픽



(그림 7) 비균일 트래픽하에서 최대처리율

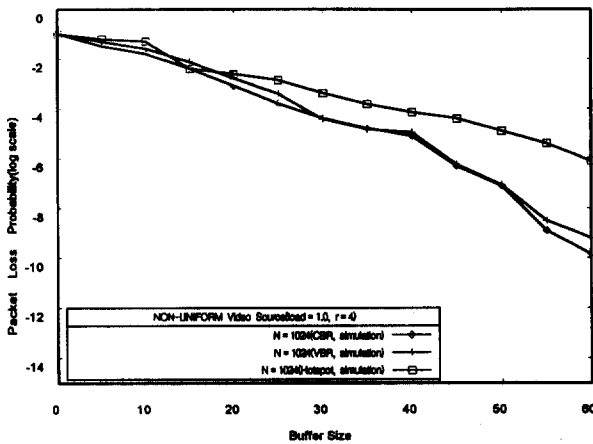


(그림 8) 비균일 트래픽하에서 평균 큐길이

패턴하에서도 스트림 스위치 처리율은 높은 스위치 용량 (switching capacity)하에서는 트래픽 유형에 그렇게 커다란 영향을 받지 않음을 보여준다. 한편, Hot-spot 트래픽하에서 스트림 스위치의 성능은 $\rho=1$ 일 경우 0.63~0.66 정도에서 머무르게 된다. Hot-spot의 경우는 전체 패킷중에서 0.01%의 Hot-spot 패킷 부분을 갖는 경우일 때, 시뮬레이션에 의한 분석이 분석적 결과보다 더 적은 처리율을 보여준다.

(그림 8)은 비균일 분포의 경우에서, 출력 부하에 따른 평균 큐 길이를 보여주고 있다. 부하가 증가할수록 평균 큐 길이는 증가하게 되며, 특히 Hot-spot의 경우에는 큐에 존재하는 패킷 수가 부하가 높을때는 심각하게 영향을 받는 것을 알 수 있다.

(그림 9)는 비균일, 즉 VBR, 및 Hot-spot 트래픽 분포 하에서의 버퍼 크기 대 셀 손실률을 보여준다. 측정 결과는 완전 부하($\rho=1.0$)하에서 스트림 스위칭 패브릭 내부와 출력 버퍼에서의 손실률을 고려하여 측정된 결과로 출력 버퍼의 크기를 변수로 하였다. 스트림 비디오 스위치의 경우 VBR 트래픽에 대해서 10^{-9} 이하의 셀 손실률을 성취하기 위해서는 약 58~60정도의 버퍼가 필요하며, Hot-Spot의 경우에는 버퍼크기가 60일 때 약 10^{-6} 정도의 셀 손실률을 보여주었다.



(그림 9) 비균일 트래픽하에서 셀 손실률

6. 결 론

본 논문에서는 DVL 시스템에 적용 가능한 ATM-기반 스트림 스위치를 제안하였다. 제안된 구조는 CBR 및 VBR 스트림의 QoS를 보장할 수 있으며, 비디오 스트림의 처리 측면에서 우수한 지연-처리율 특성을 만족함을 성능 분석을 통하여 입증하였다. 비디오 스트림 처리에서 요구되는 종단간 QoS 보장 방법으로 출력 큐잉 전략을 적용하였으며, 단위 시간 슬롯내에 최대 2개의 패킷을 같은 출력라인으로 동시에 전송할 수 있는 새로운 공간-분할형 비디오 스트림 스위치를 구성하였다. 이 구조에서는 최소의 하드웨어 비용

으로 비디오 스트림 전송을 위한 망 지연 시간의 감소 및 최대 스위치 처리율을 성취하기 위해, 노드 그룹핑 개념 및 패킷 분배기, 그리고 베니안 망 타입의 라우팅 망을 사용한다.

또한 제안된 스위치의 출력 큐잉 분석적 모델을 통해, 독립적인 CBR 트래픽 분포 및 VBR과 Hot-spot이라는 대표적인 비균일 트래픽 분포 하에서 최대 스위치 처리율 및 출력 큐에서 대기 중인 평균 패킷 수, 그리고 크기가 유한 버퍼인 경우에서의 패킷 손실률 등을 결정하였다. 이 해석 모델은 시뮬레이션을 통해 검증하는 방법으로 그 정당성을 보였으며, 성능분석 결과 제안된 스위치의 처리율은 $r=4$ 일 때 거의 1에 근접함을 보아, 대용량의 DVL 시스템에 적당한 지연 시간-처리율 특성을 가짐을 알 수 있었다. DVL 시스템에서 중요한 종단간 QoS 평가 요소중 하나인 셀 손실률 측면에서도 스위치 내부에서의 패킷의 폐기 가능성을 줄였으며, 동일한 출력포트로 향하는 다수의 트래픽 하에서도 유연한 스트림 스위칭 구조임을 입증하였다.

참 고 문 헌

- [1] John R. Smith, "Digital Video Libraries and the Internet," *IEEE Comm. Mag.*, Jan. 1999.
- [2] NGI Tech. rep., NGI Implementation Plan, Office for Computer, Information, and Communication, 2nd printing, Feb. 1998.
- [3] Y. B. Lee and P. C. Wong, "A Server Array Approach for Video-on-Demand Service on Local Area Networks," *IEEE Infocom'96*, pp.25-32, 1996.
- [4] S. Chatterjee and M. A. Bassiouni, "Dynamic Congestion Control Schemes in High-speed Multimedia Networks," *18th Proc. LCN*, pp.81-90, 1993.
- [5] A. Mehaoua and R. Boutaba, "A Hybrid VBR/ABR Service for Scalable MPEG-2 Video Networking," *Proc. IEEE BSS'97*, pp.88-95, 1997.
- [6] G. S. Kuo and P. C. Ko, "Achieving Minimum Slice Loss for Real-time MPEG-2 Based Video Networking in Flow-Oriented Input-Queued ATM Switching Router System," *IEEE Comm. Mag.*, pp.58-62, Jan., 1999.
- [7] R. Braden et al., "Integrated Services in the Internet Architecture : an Overview," *RFC 1633*, June 1994.
- [8] K. E. Batcher, "Sorting Networks and Their Application," *Proc. Spring Joint Compu. Conf., AFIPS*, pp.307-314, 1968.
- [9] R. O. Onvural, *Asynchronous Transfer Mode Networks : performance Issues*, 2nd Ed., Artech House, 1995.
- [10] S. C. Liew, "Performance of Various Input-Buffered and Output Buffered ATM Switch Design Principles under Bursty Traffic : Simulation Study," *IEEE Trans. on Commun.*, Vol.42, No.2/3/4, pp.1371-1379, Feb/Mar/Apr. 1994.
- [11] G. F. Pfister and V. A. Norton, "Hot-spot contention and combining multistage interconnection networks," *IEEE Trans. on Computers*, C-34, pp.943-948, 1985.

박 병 섭

e-mail : bspark@woosuk.ac.kr

1989년 충북대학교 공과대학 컴퓨터공학과
(학사)

1991년 서강대학교 공과대학 전자계산학과
(석사)

1991년~1997년 서강대학교 공과대학 전자
계산학과 박사

1997년~2000년 국방과학연구소 선임연구원

2000년~현재 우석대학교 컴퓨터교육과 교수

관심분야 : ATM switch design, Wireless ATM, IMT-2000 Sys-
tem design, Mobile-IP

김 성 수

e-mail : sskim@woosuk.ac.kr

1983년 충북대학교 공과대학 컴퓨터공학과
(학사)

1989년 Univ of Arkansas-Fayetteville
(석사)

1989년~1992년 Intelligent System Center
(ISC), MO 근무

1996년~1996년 Inst. of Simulation and Training (미해군연구소)
근무

1997년 Univ. of Central Florida 공학박사

1998년~1999년 한국전자통신연구소 영상처리부 Post Doc.

1999년~현재 우석대학교 전기공학과 조교수

관심분야 : Communication, Signal processing, Fuzzy and Neural
network