

ATM 멀티미디어 트래픽의 CDV(Cell Delay Variation)개선을 위한 효율적인 멀티플렉싱 방법

김 광 은*, 준회원 송 기 영**, 정회원 박 영 근**

An Efficient Multiplexing Scheme for Low Cell Delay Variation in ATM Multimedia traffic

Gwang-eun Kim*, Ki-young Song**, Young-keun Park** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 ATM 네트워크에서 ATM 트래픽의 CDV(Cell Delay Variation)개선을 위한 효율적인 멀티플렉싱 방법을 제안한다. ATM 네트워크는 VoD(Video on Demand), 멀티미디어 등의 등장과 함께 각각의 트래픽 형태에 따른 QoS(Quality of Service)를 만족시킬 것을 요구하고 있으며 그 중요성은 더해가고 있다. 본 논문에서는 다양한 트래픽을 수용하고 QoS 특히 새로운 사용자 애플리케이션의 등장으로 중요시되는 CDV를 개선하기 위한 방안으로 non-work-conserving 방식과 2단계 통계적 다중화 그리고 VP 안의 VC 트래픽을 서비스하기 위해 윈도우와 상태 큐를 이용하는 FIFO 방식을 이용한다. 시뮬레이션 결과에 따르면 VP안의 VC들간의 clumping 현상과 dispersing 현상을 줄임으로써 멀티플렉서에서 발생하는 CDV가 현저히 줄어들었다.

ABSTRACT

In this paper, we propose an efficient multiplexing scheme to reduce the CDV and jitter in ATM multimedia traffic. For VoD and multimedia services in ATM require guaranteed QoS and the QoS is appearing as an important issue. We propose a non-work-conserving scheme and two-stage statistical multiplexing along with the window and the state FIFO queues. The simulation results show that the CDV is significantly reduced due to reduced clumping and dispersing between VC's in VP's.

I. 서론

ATM 네트워크는 B-ISDN을 지원하기 위한 차세대 전송 플랫폼이다. B-ISDN은 ATM 네트워크에 비디오, 이미지, 데이터 등과 같은 다양한 형태의 트래픽을 효과적으로 멀티플렉싱을 하고 전송할 수 있어야 하며, 또한 VoD, 멀티미디어 등의 등장과 함께 각각의 트래픽 형태에 따라 결정되는 트래픽의 특징과 QoS를 만족시켜야 하며 이런 요구사항

의 중요성은 더해가고 있다^[1,2]. 특히, 고품질 멀티미디어 애플리케이션들의 트래픽 특징과 QoS를 만족시키고 실시간 응답을 제공하기 위해 해결해야할 중요한 과제는 사용자와 네트워크 사이에서 발생하는 종단간 지연과 CDV이다^[3]. 네트워크 자원 관리의 기본은 서비스 특징에 따라 각각의 트래픽 흐름에 네트워크 자원을 할당하는 것이며, 이에 비탕을 둔 ATM Forum의 트래픽 제어 방안은 VP(Virtual Path)를 사용하는 것이다. 여러 개의 VCC(Virtual Channel Connection)를 갖는 한 VPC(Virtual Path

* 삼성전자정보통신

** 연세대학교 기계전자공학부(ypark@yonsei.ac.kr)

논문번호 : 99292-0723, 접수일자 : 1999년 7월 23일

※ 본 연구는 한국과학재단 특정기초연구(과제번호: 1999-2-303-005-3) 지원으로 수행되었음

Connection)에 네트워크 자원을 할당하는 방법은 일반적으로 두 가지가 있다. 첫째, **Aggregate Peak Demand**로 VPC의 용량을 그 VPC안의 모든 VCC의 최대 데이터 속도의 총 합으로 하는 방법이다. 이 때는 모든 VCC의 최고 데이터 속도에 대한 QoS를 만족시킬 수 있지만 VPC의 자원을 완전히 사용하지 못함으로 자원의 낭비를 초래한다. 둘째, 통계적 멀티플렉싱으로 각 VCC들의 평균 데이터 속도와 최고 데이터 속도 사이에 해당하는 자원의 합을 VPC에 할당하는 방법이다. 이 방법은 셀 전송 지연과 CDV를 가져오지만 네트워크의 자원을 매우 효율적으로 사용할 수 있다. ATM 네트워크에서는 통계적 멀티플렉싱을 사용하는데 이에 대한 단점은 버스티한 트래픽의 발생과 QoS의 저하이다. 멀티플렉싱에서 CDV와 출력 트래픽의 변형은 대역폭을 획득하는 과정에서 발생한다. 멀티플렉서에 의한 CDV는 두 개의 범주로 나누어지는데 **Dispersing** 효과와 **Clumping** 효과다. **Dispersing** 현상은 CBR의 두 셀 사이에 다른 트래픽 소스들의 셀이 첨가되어서 CBR의 두 셀간 간격이 넓어짐에 따라 일어나고 **Clumping** 현상은 CBR의 두 셀 사이에 서비스되는 다른 셀이 없어서 CBR의 두 셀간 간격이 좁아짐에 따라 발생한다. 이 현상들은 그림1에서 볼 수 있다. 버스티 트래픽 소스일수록 이들이 CDV에 미치는 영향은 커진다. FIFO 멀티플렉서에서의 CDV 현상은 많은 사람들에게 의해 연구되어왔으며 이들은 실시간 통신을 위한 엄격한 CDV 보장을 위해서는 FIFO 스케줄링은 효과적이지 못하다^[4]. 스위칭 노드에서 패킷을 서비스 방식에는 **Work-Conserving**과 **Non-Work-Conserving**이 있다. **Work-Conserving** 방식에서는 처리되어야 할 패킷이 있는 동안에는 서버가 Idle한 상태에 있는 법이 없다. **Non-Work-Conserving** 방식에서는 각 패킷에 명시적 또는 암시적으로 서비스를 위한 시간이 주어지며 서버가 Idle한 때도 주어진 시간이 아니면 패킷은 전송되지 않는다. 어느 방법을 선택하느냐가 종단간 지연과 CDV 특성에 많은 영향을 준다^[5]. 본 논문에서는 여러 가지 트래픽을 수용하고 CDV를 고려하기 위해 기존 멀티플렉서들이 사용한 방식 중 **Non-Work-Conserving**식인 **IRR(Interleaved Round Robin)**을 바탕으로 한다. 그리고 ATM의 경우는 각각의 VCC에 대하여 독립적인 QoS를 보장하여야 하므로 IRR에서 고려하지 못한 VP안에 있는 여러 VC들의 QoS를 보장할 수 있는 방안을 제안한다. 2장에서는 IRR 알고리즘의 특성 및 문제점

을 살펴보고, 3장에서는 제안한 방식의 알고리즘을 설명한다. 4장에서는 기존의 IRR 방식과 본 논문에서 제안한 방식의 성능을 비교하기 위하여 ON-OFF MMBP 트래픽을 사용한 시뮬레이션을 하고 결과를 분석하고, 5장에서 결론을 맺는다.

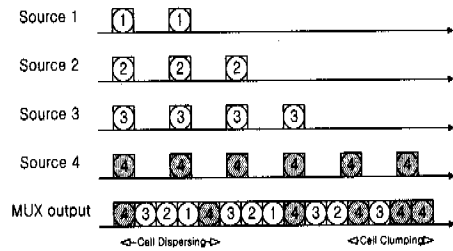


그림 1. 통계적 다중화에 의한 트래픽의 변형

II. IRR방식의 멀티플렉싱

2.1 VP기반의 통계적 다중화 구조

서비스 통합의 VP 개념과 관계가 있는 2단계 통계적 다중화 구조를 먼저 살펴보자. 표준안^[8]에 정의된 것처럼 트래픽의 형태, 목적지 등 어떤 기준에 의해 VP는 여러 개의 VC로 구성된다. 이런 방법은 관리비용이나 효율적인 자원의 이용 빠른 스위칭 등의 장점을 갖으며, 동일한 트래픽의 특징과 QoS 요구를 갖는 VC들을 하나의 VP로 묶는 것은 셀의 손실이나 지연에 대해 적합하다^[6,7].

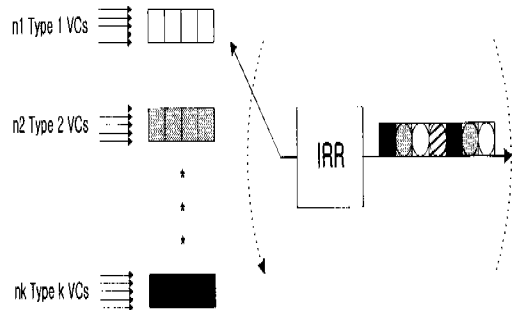


그림 2. 레벨 통계적 다중화 구조

K 개의 트래픽 형태가 지원된다고 하자. 그림2에 보이는 것처럼 VP/VC 계층에 따라 두 단계의 구조를 만든다. 처음 단계 VC 그룹화 단계에서는 VC를 모으는 단계이고 모든 VC들의 도착 셀은 트래픽의

형태(비디오, 음성, 이미지)에 따른 해당 VP에 FIFO로 저장된다. 두 번째 단계 VP 서비스 단계에서는 QoS를 위한 충분한 대역폭과 버퍼가 할당된다. 서버는 IRR 스케줄링 알고리즘에 따라 VP들 가운데서 셀을 전송하는데, 이때 IRR 서버는 더 나은 인터리빙 효과를 위해 각각의 CDV 요구에 바탕을 둔 VP들 사이에서 셀 스케줄링을 할 수 있다.

2.2 IRR 알고리즘 - VP 스케줄러

RR(Round Robin)이나 WRR(Weighted Round Robin)과 같은 라운드 로빈에 바탕을 둔 대부분의 멀티플렉싱 방식처럼 각 VP에 요구되는 대역폭은 각 서비스 사이클(W)마다 VP에서 요구된 서비스 품질에 따라 할당된다. 대역폭이 할당된 집합을 $W = \{w_1, w_2, \dots, w_k\}$ 로 나타낸다.

$$W = \sum_{i=1}^k w_i \text{ 이고 } w_i = \lceil \frac{r_i W}{C} \rceil \text{ 일때,}$$

C는 출력 링크의 용량이고 r_i 는 i 번째 VP에 요구된 대역폭이다. 동일한 출력 링크를 공유하는 K개의 VP들 가운데 K번째 VP는 ABR 또는 UBR과 같은 Best Effort 서비스의 클래스를 위해 사용된다^[8,9]. IRR 서버의 Non-Work-Conserving 특징 때문에 각 VP는 그 약속된 속도에 맞게 대역폭이 제한된다. 그러므로 나머지 대역폭 $w_k = W - \sum_{i=1}^{k-1} w_i$ 이 Best Effort 서비스에 할당된다. 만약 어떤 순간에 전송할 셀이 없는 VP에 한 슬롯이 주어지면 IRR 서버는 대역폭의 활용을 위해 Best Effort 서비스를 한다^[8]. 이 알고리즘의 목적은 서비스 사이클동안 각 VP를 서비스하기 위한 방문 횟수를 균일하게 함으로 다중화 간섭효과를 줄이는 것인데, 이를 위해 VP i 의 방문간 시간(IVT: Inter Visit Time)을 서버에 의해 계획된 VP i 의 연속된 방문간의 시간 간격으로 정의한다. 여기서 VP i 의 이상적인 IVT를 $T_i = W/w_i$ 로 정의한다. 이상적으로 서비스 사이클동안 VP i 의 방문이 매 T_i 마다 한번으로 간격이 조정되면, 그 VP는 다른 사용자에 의해 영향을 받지 않고 네트워크로 셀을 안정되게 보낼 수 있는데, 이를 위해 IRR 알고리즘은 모든 VP들 사이에서 방문간 시간을 비교한다. 또 VP들 사이에서 슬롯을 할당받는 경쟁을 해결하기 위해 각 VP $i(i=1,2,\dots,K)$ 는 처음에 특정한 값 O_i (0부터 K-1중 요구하는 속도의 감소하는 순서로) 주어지고, 같은 속도를 요구하는 VP들에 대해서는 임의로 할당할 수 있다. 예를 들어 $r_1 > r_2 > \dots > r_K$ 가 있다면 $O_i = i-1, i=1,2,\dots,K$ 이다. 위와

같은 초기화를 바탕으로 IRR 서버는 다음과 같이 스케줄링을 한다.

IRR 알고리즘은 다음과 같다.

1. (초기화) 사이클의 처음에 VP i 의 가상 방문 시간을 $v_i = O_i, i=1,2,\dots,K$ 로 놓는다.
2. (스케줄링) 서비스 사이클의 각 슬롯은 서버에 의해 가장 작은 값의 가상 방문시간을 갖는 VP로 서버에 의해 스케줄링 된다. 만약 여러 개의 같은 값을 갖는 가상 방문시간이 있게 되면 서버는 작은 값의 O_i 를 갖는 VP를 선택한다. 그러면 선택된 VP j 의 가상 방문 시간은 다음과 같이 다시 정해진다. $v_j = v_j + T_j$.
3. (재 초기화) 하 사이클이 스케줄링된 후 이 알고리즘은 다음 사이클을 스케줄링하기 위해 각 VP의 가상 방문 시간을 1에 따라 새로 초기화된다.

III. 제안된 멀티플렉싱 알고리즘

3.1 제안된 알고리즘의 고려사항

IRR이 고려하고 있는 사항은 우선 VC들을 트래픽 형태와 QoS 요구에 따라 분류하여 해당하는 VC들을 하나의 VP로 묶음으로 CBR, VBR, ABR, UBR등 여러 가지 형태의 트래픽을 수용할 수 있게 된다. 그리고 ABR과 UBR을 수용함으로써 계약에 따른 CBR과 VBR의 대역폭은 보장하면서 Non-Work-Conserving의 단점인 출력 링크의 Throughput 문제를 회색시킬 수 있다. 또한 IRR은 스케줄링 알고리즘에 따라 VP별로 정해진 타임 슬롯에 셀 서비스를 하려고 함으로 CDV와 지연에 대해 기존 스케줄링 알고리즘보다 우수한 성능을 보인다. 트래픽 서비스를 VP별로 구분하는 것은 스위칭의 편의성과 스위칭 속도의 향상을 가져온다. ATM은 각각의 VCC에 대하여 독립적인 QoS를 보장하여야 한다^[10]. 기존 스케줄링 알고리즘들이 VC단위로 셀을 서비스함에 반해 IRR은 서비스를 VP단위로 진행함으로써 VP안의 VC들에 대한 CDV나 지연에 대한 고려를 VC별로 하지 못하고 있는 문제점을 안고있다. 본 논문에서는 현재 요구되는 CBR, VBR, ABR, UBR등 다양한 트래픽을 수용할 수 있도록 하였고 네트워크 자원을 효율적으로 사용하기 위해 통계적 멀티플렉싱과 ATM 포럼의 VP기반 자원 분배 방법을 따랐으며, 또한 트래픽 특성과 QoS 요구에 따른 중단간 지연과 CDV를 최대한 만족시킬 수

있도록 Non-Work-Conserving 방식을 채택했다. 그리고 IRR 서비스에서 VC별 QoS를 고려하지 못한 점을 개선하기 위해 각 VP별로 윈도우와 상태 큐를 두는 방식을 도입하였다.

3.2 제안된 알고리즘에서 VP에 대한 대역폭 할당 방법

제안된 방식에서 VP에 대해 대역폭을 할당하는 방식은 IRR과 같다. 라운드 로빈에 바탕을 둔 대부분의 방식처럼 각 VP에 요구되는 대역폭이 서비스 사이클(W)마다 요구되는 서비스 품질과 대역폭에 따라 할당된다. 대역폭이 할당된 집합은 IRR에서처럼 $W=\{w_1, w_2, \dots, w_k\}$ 이라고 한다. C는 출력 링크의 용량이고 r_i 는 i 번째 VP에 요구된 대역폭이라고 하면 $W = \sum_{i=1}^k w_i$ 이고 $w_i = \lceil \frac{r_i W}{C} \rceil$ 이다. 이때 K개의 VP 중 K번째 VP는 ABR과 같은 Best Effort 서비스의 클래스를 위해 사용하였다. 이처럼 제안된 방식은 IRR처럼 각 VP의 대역폭을 그 계약된 속도에 따라 제한하고 각 VP에 할당한 후 나머지 대역폭은 Best Effort 서비스에 할당된다. 즉, $w_k = W - \sum_{i=1}^{k-1} w_i$ 이다. 만약 어떤 순간에 전송할 셀이 없는 VP에 한 슬롯이 주어지면 제안된 방식의 서버는 IRR서버처럼 대역폭의 활용을 위해 Best Effort 서비스를 한다. 각 VP에 대한 IVT를 정의하는데 이것은 서버에 의해 계획된 VP i 의 연속된 방문간의 시간 간격으로 서버에 의해 결정되며 이 방문간 시간에 따라 각각의 VP는 방문되어진다. 여기서 VP i 의 이상적인 IVT를 $T_i = W/w_i$ 로 결정한다. 이상적으로는 서비스 사이클동안 모든 VP i 가 방문되어지는 간격이 T_i 마다 한번이 되면 그 VP i 는 T_i 마다 셀을 보낸다. 이를 위해 서버가 모든 VP들 사이에서 방문간 시간을 비교하며, VP들 사이에 슬롯을 할당받는 경쟁을 피하기 위해 각 VP $i(i=1,2,\dots,K)$ 는 처음에 특정한 값 $O_i(0$ 부터 $K-1$ 중 요구하는 속도의 감소하는 순서로)를 갖도록 하였다. 그리고 같은 대역폭을 요구하는 VP들에 대해서는 서비스의 순서를 임의로 정할 수 있으며, 예를 들어 $r_1 > r_2 > \dots > r_k$ 인 VP i 가 서비스를 요구하면 각 VP i 의 $O_i = i-1, i=1,2,\dots,K$ 로 결정한다.

3.3 VP에서 VC의 핸들링 방안

IRR 알고리즘의 목적은 한 서비스 사이클동안 각각의 VP를 방문하는 횟수를 계약에 따라 균일하게 함으로 다중화 간섭 효과를 줄이는 것이다. 제안

된 방식은 서버가 한 VP를 방문할 때 VP안의 여러 VC들의 서비스되는 시간적 간격과 횟수가 가능한 한 공평하게 이루어지도록 하였다. VP안의 여러 VC에 대한 서비스를 살펴보면 IRR에서는 VC가 요구하는 대역폭에 따라 같은 트래픽 특성을 갖는 여러 개의 VC를 한 개의 VP로 묶어 서비스를 VP별로 하게 된다. 따라서 한 VP안에는 동일한 정도의 서비스를 요구하는 VC들이 있게되고 한 VP의 버퍼를 여러 개의 VC($j=1,2,\dots$)들이 공유하여 사용하게된다. IRR에서 사용하는 VP의 버퍼에 대한 서비스 방법은 FIFO이다. FIFO 서비스에서는 VP별로 그에 해당하는 버퍼를 갖고 버퍼에 들어오는 각 VC의 셀이 쌓이는 순서대로(만일 두 개 이상의 VC에서 동일 슬롯에 셀이 들어오면 랜덤하게 쌓이지만 임의의 동작을 줄 수도 있다) 셀을 서비스하게 된다. 이 방법에서는 항상 VP 버퍼의 맨 앞 셀만이 서비스를 받게 된다. IRR 알고리즘에 의하면 VP를 형성하는 VC들은 같은 대역폭을 요구하는 클라이언트들이다. 이때 VP를 공유하는 VC들이 같은 대역폭을 요구하는 VBR인 경우를 생각해보자. K번째 VP에 속한 VC의 개수를 N_k 라고 하면 각 VP에 대한 VC의 요구 대역폭은 $W = \{w_1, w_2, \dots, w_k\}$ 에서 $w_1/N_1, w_2/N_2, \dots, w_k/N_k$ 이고 $W_k = \sum_{i=1}^N W_k/N_k$ 가 된다. VBR 트래픽을 갖는 여러 VC가 VP버퍼에 쌓일 때 이들 VC들은 평균값의 트래픽 양을 갖고면서 랜덤하게 VP의 버퍼에 쌓이게 된다. 따라서 IRR 서버가 이들 각각의 VP에 대해 서비스를 제공할 때 VP안의 셀들은 그들이 버퍼에 들어와 쌓인 순서대로 FIFO 서비스를 받게된다. VP에 속해있는 VC들의 트래픽이 버스티한 특성을 갖고 VP 버퍼에 쌓이게 됨으로 VC의 트래픽은 서로 다중화 간섭 효과를 보이게 된다. 이를 볼 때 IRR이 VP의 다중화 간섭 효과는 줄일 수 있도록 스케줄링을 하지만 같은 VP에 속한 VC들의 다중화 간섭 효과는 줄이지 못하는 모습을 보인다. 마치 여러 개의 VC들을 VP 버퍼에 모아 하나의 VP 출력 링크로 서비스를 하는 또 하나의 멀티플렉서와 같다. 이들이 다중화 간섭을 일으키는 모습을 보면 그림3과 같다. 이 그림에서 각 VC는 같은 시간동안 동일한 정도의 서비스인 다섯 개의 셀 서비스를 요구하고 있다.

IRR에서 그림3의 "VP output"의 순서대로 VC들의 트래픽이 FIFO 버퍼에 저장된다면 그 순서대로 VC들의 트래픽이 서비스된다. 여기서 VC들이 모여 VP 트래픽을 이룰 때 멀티플렉싱의 간섭을 겪고

있음을 볼 수 있다. 물론 VC들의 트래픽이 합쳐진 VP의 트래픽은 IRR알고리즘에 의해 서비스되므로 전체적으로 본 VP의 트래픽은 다중화의 간섭이 경감된 것이다. 여기서 생각할 수 있는 것은 VC들이 다중화 간섭을 겪은 후 이 VC들이 모여 이룬 VP가 다중화 간섭을 겪지 않도록 하는 것은 ATM에서 중시하는 VC 측면에서는 큰 효과를 거두기 힘들 것이라는 점이다. 이를 위해 윈도우와 상태큐를 도입하여 VP를 이루는 VC에 대해 VP 버퍼에서 서비스하는 방법을 개선함으로써 VC별로의 서비스 결과를 개선하였다.

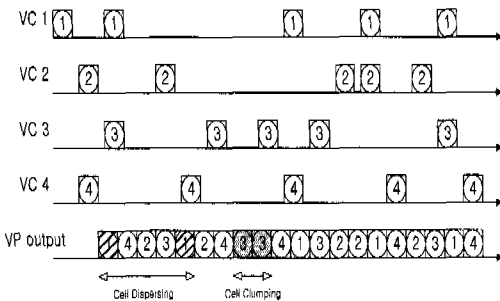


그림 3. VC의 간섭에 의한 VP 출력 링크의 트래픽

1) 윈도우의 도입

VP 버퍼를 이루는 VC 셀들에 대해 VP 버퍼에서 VC 셀을 서비스하는 방법을 개선하면 VC 별로의 CDV면에서 서비스 결과가 개선될 것임을 예상하고 이것을 고려하기 위해 현재 ATM 입력 버퍼 스위치에서의 서비스 방법들을 멀티플렉서에 적용하면 다음과 같이 해석할 수 있다. 그림4(a)에 FIFO 서비스를 나타내고 있다. 이 방식은 IIR에서 사용되고 있으며 가장 먼저 도착한 셀이 가장 먼저 서비스되며 입력버퍼로부터 하나의 셀만이 전송 가능하다. 전송 셀의 선택은 버퍼의 맨 앞부분에서만 가능하고 선택의 자유정도는 제한적이다. 이 구조에서의 전송은 매우 비효율적이다. FIFO 서비스에서는 셀의 지연이 셀이 도착한 때의 큐에 있는 셀의 수에 달려있다. 그러므로 입력 트래픽의 트래픽 특성은 유지될 수 없으며 커넥션 연결시의 계약이 어겨질 가능성이 있다. 이는 네트워크의 연속된 스위치나 멀티플렉서에 대해서 문제를 일으킨다. 제안된 윈도우 방식은 FIRO(First In Random Out)라고도 하며 그림4(b)에 설명되어있다. 윈도우 방식의 스위치 구조에서는 입력단에 도착되는 셀은 도착되는 순서대로

로 저장되어 버퍼의 맨 앞에서는 윈도우 크기 w 이내의 셀이 임의의 순서대로 전송된다. 이를 위해 윈도우 방식은 도착 셀을 도착 순서대로 입력 버퍼에 저장하고 저장된 셀은 임의의 순서로 선택되어 읽을 수 있는 FIRO 구조의 입력 버퍼를 사용한다. 윈도우의 크기를 증가시킬수록 원하는 셀이 나갈 확률이 커지므로 커넥션 연결시의 계약을 지킬 수 있는 가능성도 커지게 된다.

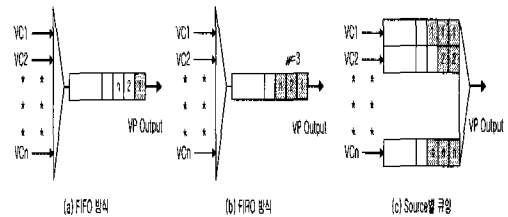


그림 4. VP 버퍼에서 VC의 셀 서비스 방법

본 논문에서 제안하는 VC 핸들링 방법은 FIFO 보다는 윈도우 방식을 채택한다. FIRO를 사용함으로써 커넥션 연결시의 계약을 지킬 수 있는 가능성이 커짐에 따라 VC의 지연과 CDV를 만족시킬 수 있는 가능성도 커지게 된다. 윈도우 방식을 적용하는 시간은 VP 버퍼에 셀이 쌓이는 동안만으로 한정하여 윈도우를 형성하도록 하며 윈도우 방식을 적용하기 위하여 셀을 지연시키는 일은 없도록 한다. 윈도우 모델 그림4(b)를 적용한 VP 버퍼의 개념적 변화는 그림4(a)에서 그림4(c)로의 변화이며 VP라는 물리적 버퍼에 VC별로 논리적 버퍼를 갖는 것과 같다. 여기서 윈도우의 크기 w 를 정하는 것이 문제이다.

2) 상태 큐의 도입

본 논문이 제시하는 방식에서는 VP에 윈도우를 도입하고 이와 함께 VP안의 VC에 대한 최근 서비스 기록을 갖는 상태 큐를 갖도록 하였다. 상태 큐는 VP 버퍼에서 바로 이전 타임슬롯까지 셀이 서비스된 시간적 순서를 기억하고 있으며 가장 높은 우선순위를 갖는 VC가 가장 먼저 서비스를 받을 수 있도록 한다. 우선순위는 서비스를 받은 후 가장 오래된 VC가 가장 높은 우선순위를 갖으며 가장 최근 서비스를 받은 VC가 가장 낮은 우선순위를 갖는다. 상태 큐의 맨 앞에 있는 번호의 VC 셀이 우선순위가 가장 높다고 가정하고 이 VC의 셀이 서비스되며 한 셀이 서비스된 후 상태 큐를 업데이트

이트를 하면서 서비스 받은 VC는 이제 가장 낮은 우선순위를 갖게된다. VC들의 트래픽이 버퍼에 쌓일 때 트래픽은 랜덤하게 들어오지만 이들 트래픽은 일정한 트래픽의 평균값을 갖고 있기 때문에 모든 VC들이 평균값의 대역폭을 요구하는 것으로 여기고 Clumping과 Dispersing이 일어났을 VC들의 트래픽을 상태 큐의 서비스 순서에 따라 Shaping하여 서비스하도록 한다.

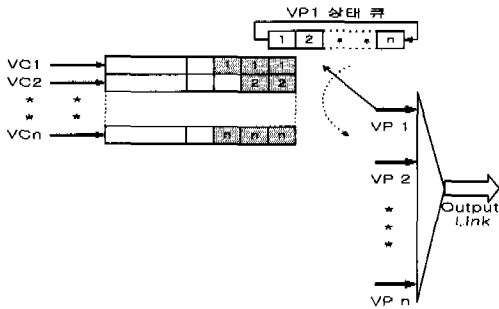


그림 5. 제한한 방식의 서비스 모델

버스티한 트래픽이 버퍼에 쌓여있을 때 상태 큐에 의한 방법의 결과는 IRR서버가 VP에 대해 Non-Work-Conserving 서비스를 하는 것과 같이 VC에 Non-Work-Conserving 서비스를 하는 효과를 가져온다. 즉 IRR이 VP에 대해 VP 트래픽을 VP의 이상적인 IVT $T_i = W/w_i$ 에 대해 Shaping한 것처럼 상태 큐는 VC에 대해 VC 트래픽을 VC의 이상적인 IVT인 $W/(w_i/N_i)$ 에 대해 Shaping하는 효과를 가져온다. 본 논문에서 제시한 것처럼 IRR에 원도우와 상태 큐를 더한 방식의 개념은 그림5와 같다.

VI. 제안된 멀티플렉서의 성능 고찰

4.1 시뮬레이션 모델

제안된 알고리즘을 평가하기 위한 소스의 트래픽 모델은 다음과 같이 주어진다. VBR 소스는 두 개의 상태(State)를 갖는 ON-OFF MMBP(Markov Modulated Bernoulli Process) 소스로 모델 되어졌다. MMBP는 음성과 데이터가 통합된 트래픽 등 일반적인 트래픽의 흐름에 대해 널리 사용된다^[11]. 소스는 ON 상태에서 셀을 발생시키고 OFF 상태에서는 Silent를 유지한다. VBR 소스는 ON(Burst)상태와 OFF(Silent)상태를 독립적으로 움직인다. ON 또는 OFF 상태의 기간은 어떤 일반적인 분포 함수

로 특징지어질 수 있다. 여기서는 두 개의 OFF 구간 사이의 ON 구간은 정수값의 변수 t_{on} (타임 슬롯 단위)으로 지수 분포를 갖는다고 가정한다. 동일하게 두 개의 ON 구간 사이의 OFF 구간은 정수값의 변수 t_{off} (타임 슬롯 단위)로 지수 분포를 갖는다고 가정한다. 그러므로 각 구간에 대한 기대값은 ON 구간에 대하여 $E[t_{on}]$ 이고 OFF 구간에 대하여 $E[t_{off}]$ 이다. ON 구간동안에 셀의 도착 확률은 파라미터 λ 를 갖는 랜덤 변수 X에 의하여 결정되고 셀의 도착은 매 슬롯마다 나타나며 $E[X] = \lambda$ 이다. 상태 변이 매트릭스와 셀 도착 확률 매트릭스, 그리고 2-State MMBP 모델은 그림6과 같다.

$$R = \begin{bmatrix} 1-\alpha & \alpha \\ \beta & 1-\beta \end{bmatrix} \quad \Lambda = \begin{bmatrix} \lambda_1 & 0 \\ 0 & \lambda_2 \end{bmatrix}$$

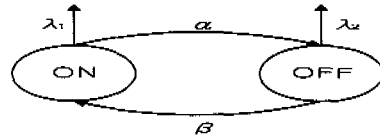


그림 6. 2-State MMBP

여기서는 서로 다른 대역폭을 요구하는 7개의 VP(r_i Mbps)를 고려한다. 대역폭의 Granularity를 위해 150Mbps의 출력 링크에 대해 서비스 사이클 길이를 2000 슬롯으로 하여 대역폭 Granularity = 150Mbps/2000 = 75Kbps으로 하였다. 출력 링크의 전체 용량 가운데 약 83%를 각각의 VP 대역폭의 요구에 따라 7개의 VP에 사용하고 나머지는 ABR 또는 UBR을 위한 w_k 에 사용하도록 한다. 각 VC 트래픽 소스에서 $\lambda_2=0$ 로 하고 MBS(Maximum Burst Size)는 100으로 한다. MMBP의 소스에 대한 대역폭을 결정하는데 MMPP모델을 위한 대역폭 결정 방법을 사용하기도 하지만 이산시간에 트래픽을 발생시키는 점을 고려하여 여기서는 Markov Fluid 모델을 사용한다. 대역폭을 결정하는 방법은 다음과 같다^[12,13].

$$M = \begin{bmatrix} -\alpha & \alpha \\ \beta & -\beta \end{bmatrix} \quad \lambda = [\lambda_1 \quad \lambda_2]$$

$$g_1(z) = \frac{1}{2z} [(\lambda_1 + \lambda_2)z + \beta + \alpha] + \frac{1}{2z} \sqrt{((\lambda_1 + \lambda_2)z + \beta + \alpha)^2 - 4(\lambda_1 \lambda_2 z^2 + \beta \lambda_1 z + \alpha \lambda_2 z)}$$

$$z = \log p / B$$

p 는 버퍼의 Overflow 확률로 여기서는 10^{-9} 을 사

용했고 B는 버퍼의 크기로 B값을 변화시키면서 실험하였다. B값은 일정한 값 이상이 되면 큰 의미가 없음을 알 수 있다.

표 1. VP에 대한 대역폭 할당의 예

Para.	VP1	VP2	VP3	VP4	VP5	VP6	VP7
r_i (Mbps)	2.5* 6VC	2.73* 6VC	3* 6VC	3.33* 6VC	3.75* 6VC	4.3* 6VC	7.5
w_i (slot)	200	218.4	240	266.4	300	344	100
T_i (slot)	10	9.17	8.33	7.5	6.67	5.83	20

위 과정에 따른 VP에 대한 대역폭 할당의 예는 표1에 보여진다. VP1에서부터 VP6까지의 각 VP에서는 6개씩의 VC를 가지고 있으며, 각 VP안에 있는 VC의 IVT는 그 VP의 IVT에 6배를 해준 값이다.

4.2 시뮬레이션 결과 및 분석

CDV와 관련된 QoS 파라미터에 1-Point CDV와 2-Point CDV가 정의된다. 1-Point CDV는 특정한 측정 지점에서 연속적인 셀 도착 과정을 관찰하는 것에 바탕을 둔다. 이것은 협상된 PCR과 관련해서 측정 지점에서 셀 도착 형태의 변화를 말해준다. 1-Point CDV는 셀 적합이나 UPC에 사용된다. 측정 지점에서 셀 i에 대한 1-Point CDV(y_i)는 그 지점에서 참조 셀의 도착 시간(c_i)과 실제적인 셀의 도착 시간(a_i)에 의해 결정된다: $y_i = c_i - a_i$. 참조 셀 도착 시간 형태의 결정 방법은 다음과 같다.

$$c_0 = a_0 = 0, \quad c_{i+1} = \begin{cases} c_i + T, & \text{when } c_i \geq a_i \\ a_i + T, & \text{when } c_i < a_i \end{cases}$$

양의 값의 1-point CDV는 셀 Clumping을 의미하고 음의 값의 1-Point CDV는 셀의 Dispensing을 의미한다. 위 식에서 y_i, c_{i+1} 를 계산하는 방법은 적합 셀을 결정하는 UPC 알고리즘의 일부이다. UPC는 허용된 범위 내에서 CDV에 의한 Clumping으로 PCR(Peak Cell Rate)를 어긴 트래픽을 통과시킨다. UPC중 SCR과 Burst Tolerance에 관련된 GCRA를 사용하여 IRR과 제한된 방식의 성능을 비교 평가한다.

그림7은 표1의 VP1에서 한 VC의 트래픽에 대한 셀간 Interarrival Time(time slot)을 나타낸 것이다. VP 전체의 트래픽은 이와 같은 6개의 VC 트래픽을 중첩한 것으로 그림9과 같은 모습을 갖는다. VC

트래픽은 일정한 평균 도착율은 아래와 같지만 랜덤하게 도착함을 알 수 있다. ($\frac{\lambda_1 E[t_{on}] + \lambda_2 E[t_{off}]}{E[t_{on}] + E[t_{off}]}$)

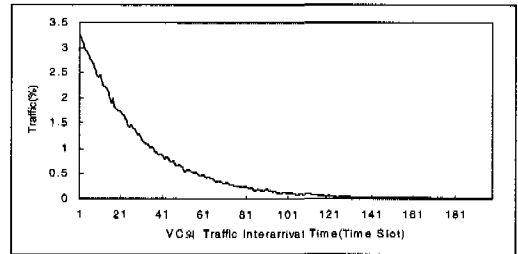


그림 7. VP에서 VC의 Traffic interarrival time

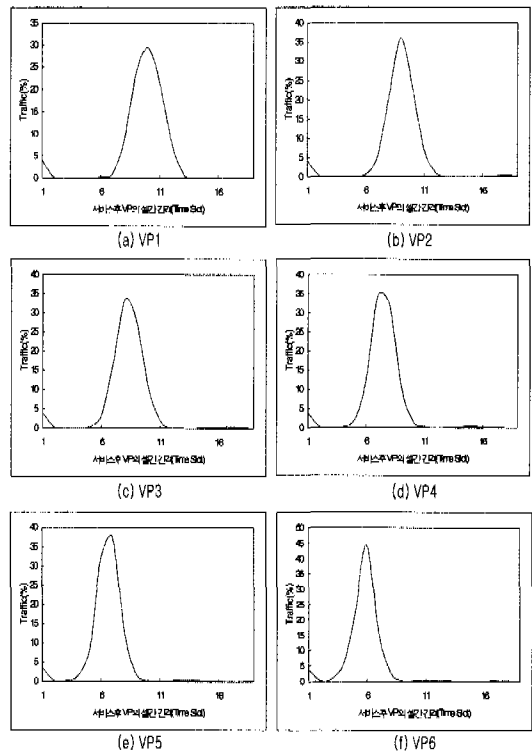


그림 8. 모든 VP에 대한 IVT 분포

그림8에서는 $T_i = W/w_i$ 로 결정된 ideal IVT값과 시뮬레이션 상의 IVT를 비교할 수 있다. 표1의 VP에 대한 대역폭 할당의 예와 비교해 볼 때 [4]에서 처럼 시뮬레이션 결과는 셀의 서비스 간격이 Ideal IVT를 중심으로 잘 Shaping되었음을 볼 수 있다. 표1에서는 7개의 VP에 대한 대역폭을 할당하였고 VP1부터 VP6까지는 VBR에 대한 것이고 VP7은

CBR에 대한 것이다. VP1에서부터 VP6으로 갈수록 점점 증가하는 정도의 대역폭을 요구하고 있다. 따라서 각 VP의 서비스되는 셀간 IVT(타임 슬롯)은 VP6으로 갈수록 작아지며 그림9에서 볼 수 있다. 참고로 <VP1, VP2, VP3, VP4, VP5, VP6>에 대한 IVT는 각각 <10, 9.17, 8.33, 7.5, 6.67, 5.83>이다.

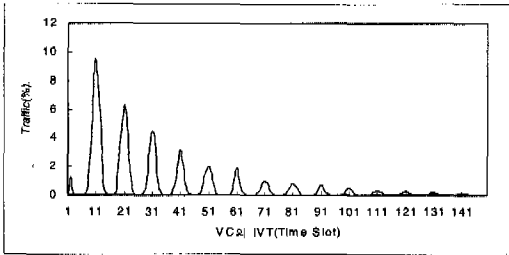


그림 9. IRR에 대한 VP1에서 VC의 IVT 분포

그림9에서는 IRR에 대해 VP1안에 있는 한 VC의 IVT를 나타내며, VP1에 대해서는 Ideal IVT가 10이고 이 VC의 이상적인 IVT는 60이다. IRR에서 VP에 대한 트래픽이 VP의 Ideal IVT에 대해 잘 Shaping되었지만 VC에 대해서는 VC의 Ideal IVT에 대해 Shaping되지 못하고 있음을 보여준다. 단지 그림9의 랜덤한 트래픽의 분포에서 VP의 Ideal IVT 간격으로 트래픽을 Shaping하고 있음을 볼 수 있다. 이에 따른 결과는 UPC를 이용한 셀 적합의 확인 과정에서 보도록 한다.

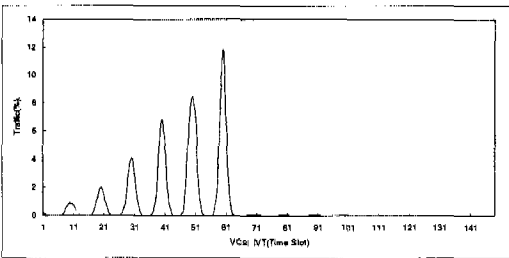


그림 10. 제안된 방법에 대한 VP1에서 VC의 IVT 분포

그림10에서는 제안된 방법에 의해서 VP1의 그림9와 동일한 VC의 IVT를 나타내며, 이 VC의 이상적인 IVT는 60이다. 상태 큐와 윈도우 방법을 사용한 결과로 VC의 Ideal IVT로의 Shaping이 IRR보다 개선되었음을 볼 수 있다. 계약된 평균 데이터 속도에 의한 이상적인 IVT보다 IVT값이 작은 쪽은

Clumping을 의미하고 IVT값이 큰 쪽은 Dispersing을 의미한다. 이런 점들을 고려할 때 UPC를 이용하여 트래픽의 계약 준수 여부를 판단하면 개선된 결과를 보일 것이라고 예측할 수 있다. 개선된 결과는 후에 제시될 결과로 확인할 수 있다.

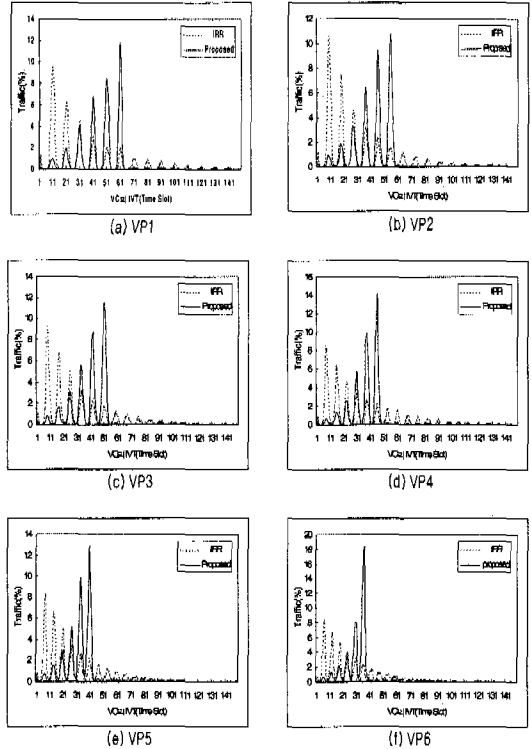


그림 11. 모든 VP에 대한 VC의 IVT 분포

그림11은 표1의 대한 모든 VP에 대해 임의의 VC를 선택하여 VC의 IVT 분포 결과를 보여준다. 모든 경우에 대해 제안된 방식이 VC의 Ideal IVT를 중심으로 잘 Shaping되었음을 보여준다. 참고적으로 <VP1, VP2, VP3, VP4, VP5, VP6>에 대한 VC의 Ideal IVT는 <60, 55, 50, 45, 40, 35>이다.

그림12는 각 VP에 대한 Peak-over-Probability를 보여주고 있다. Peak-over-Probability는 셀간 간격이 PCR에서 셀간 간격보다 작은 셀의 비율로 정의한다. $T_i = W_i/w_i$ 를 사용해 Ideal IVT를 구했던 것처럼 PCR에 대한 셀간 타임 슬롯을 계산한다. Peak-over-Probability가 작아진다는 것은 멀티플렉싱 시퀀스의 CDV에 의해 PCR을 초과하는 Clumping 셀의 양을 줄일 수 있다는 것을 의미한다. 제시된 방법이 Clumping의 문제에 대해 IRR보다 적

결한 대응을 하고 있음을 알 수 있다.

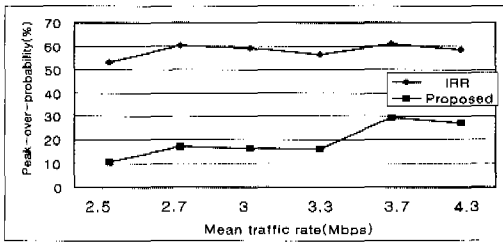


그림 12. 각 VP에 대한 Peak-over-Probability

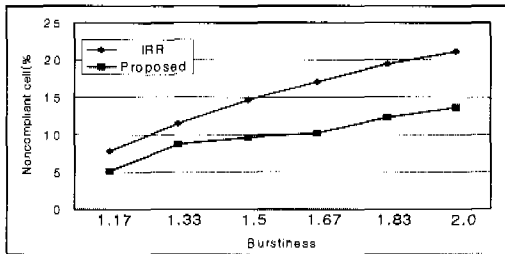


그림 13. GCRA에 의한 각 VP의 평가

그림13은 GCRA 알고리즘을 이용하여 Noncompliant Cell을 Burstiness(=최고 트래픽 속도/평균 트래픽 속도)에 따라 보여주는 결과이다. 버스티성이 클수록 Noncompliant 셀의 수가 증가함을 볼 수 있다. 그러므로 제안된 알고리즘은 버스티한 트래픽일 수록 좋은 성능을 나타낼 것이다.

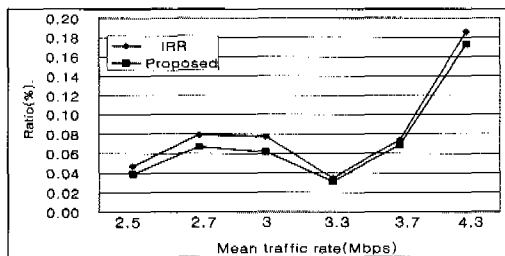


그림 14. 각 VP에 대한 Delay된 cell

IRR방법과 제안된 방식에서 MCR에 대한 이상적인 IVT를 구하고 소개된 1-Point CDV에 의해 이 이상적인 IVT보다 큰 IVT를 갖는 셀을 지연된 셀로 평가하였다. 이 결과는 두 방법에 의한 셀의 Dispersing 정도를 보여줄 수 있다. 참고로 여기서 사용되는 지연은 트래픽 자체로 셀간 간격이 멀어

진 것과 멀티플렉서의 Dispersing 효과가 더해진 결과일 것이다. 그림14는 1-Point CDV를 사용하여 MCR에 대한 이상적인 IVT를 초과하는 셀에 대해서 측정하고 이를 전체 트래픽에 대한 백분율로 보여준다. 이 결과는 IRR보다 셀 지연 면에서도 약간 개선된 결과를 보여주며 이것은 멀티플렉서의 Dispersing 현상이 비슷하거나 약간 개선되었음을 의미한다

V. 결론

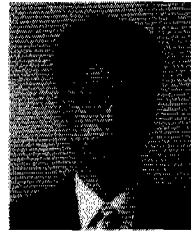
본 논문에서는 ATM 환경 하에서 CBR, VBR, ABR의 다중 트래픽 속성을 지원하면서 QoS를 만족시키기 위한 멀티플렉서에서의 스케줄링 방안을 제시하였다. 제안된 방식은 Non-Work-Conserving과 2단계의 통계적 다중화 구조를 바탕으로 하며 ATM의 요구사항인 VCC별로의 서비스를 만족시키기 위해 VP에서 VC별 서비스의 IVT를 고려한 윈도우 방식과 상태 큐를 이용하는 방식이다. IRR의 경우 다양한 트래픽을 수용하고 QoS, 특별히 CDV를 만족시키기 위해 2단계 통계적 다중화 구조와, Non-Work-Conserving 서비스 방법을 채택하였다. 하지만 IRR은 ATM의 요구사항인 VCC에 대하여 독립적인 QoS를 보장해야하는 요구를 만족시키지 못한 면이 있었다. 본 논문이 제안한 방안은 이 점을 중시하고 VCC별 QoS, 특히 멀티플렉서에서의 문제점인 CDV를 개선하기 위한 방법에 중점을 두었다. 본 논문에서 보인 트래픽의 모델을 사용하여 GCRA로 평가할 때 트래픽의 bursty한 성질에 따라 다르지만 대략 5% 정도의 성능향상을 보였고 Peak-over-Probability의 경우에는 이보다 훨씬 큰 값 차이로 성능향상을 보였으며 1-Point CDV에 의한 Delay 측면에서도 실험적으로 보여진 여러 트래픽에 대해 평균 0.01%정도의 개선을 보여 기존의 IRR과 비슷하거나 약간 개선된 성능을 보였다. 이런 결과들은 네트워크의 요구사항인 새로운 애플리케이션의 QoS를 만족시키고 종단간 지연과 CDV를 완화시키며 적절히 제어되지 못한 트래픽으로부터의 네트워크의 보호와 사용자 시스템의 자원의 디자인과 관리에 하나의 해결방안이 될 것이다.

참고 문헌

[1] P.V. Rangan, H.M. Vin. and S. Ramanathan, "Designing an on-demand multimedia

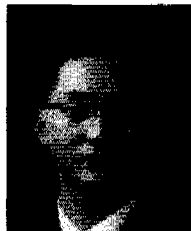
- service," *IEEE Commun. Magazine*, pp.56-64, July 1992.
- [2] Pierre E.Boyer, Fabrice M.Guillemin, Michel J.Servei, Jean-Pierre Coudreuse, "Spacing Cell Protects and Enhances Utilization of ATM Network Links," *IEEE Network*, pp.38-49, Sept. 1992.
- [3] Naoaki YAMANAKA, Youichi SATO, Ken ichiSato, "Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods Considering Cell Delay Variation in ATM Networks," *IEICE Trans. Commu.*, Vol. E76B, No. 3, pp.270-279, Mar. 1993.
- [4] Cheng-Shong WU, Jin-Chyang JIAU, Kim-Joan CHEN, "Controlling Cell Delay Variation for VP-based ATM Multiplexing Using interleaved Round Robin Service Discipline," *IEICE Trans. Commu.*, pp.919-928, Vol. E81B No. 5, May 1998.
- [5] H. Zhang, "Service disciplines for guaranteed performance service in packet-switching networks," *Proc. IEEE*, Vol. 83, No. 10, pp.1374-1396. Oct. 1995.
- [6] K-J Chen, M.-S. Hsu, and F. Chang, "Issues and strategies of virtual path based multiplexing for ATM Networks," *Proc. Workshop on Comp. Commun. Networks (CCN) '93*, pp.99-122, Taiwan, Feb. 1993.
- [7] J-C. Jiau, C.-S. Wu, and K.-J. Chen, "Study of integrated bandwidth allocation and multiplexing strategy for VP-based ATM networks," *Proc. IEEE Int'l Phoenix Conf. on Comp. and Commu. (IPCCC)'95*, pp.226-232, 1995.
- [8] C. R. Kalmanek, H. Kanakia, and S. Keshav, "Rate controlled servers for very high speed networks," *IEEE Proc. GLOBECOM '90*, pp.12-19, 1990.
- [9] *ATM Forum 95-031R10*, "ATM Forum Traffic Management Specification Version 4.0," 1996.
- [10] Keith W. Ross, "Multiservice Loss Models for Broadband Telecommunication Networks," *Springer* 1995.
- [11] H. Heffes, D.M. Lucantoni, "A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, pp.856-868, 4. 1986.
- [12] Jaudelice C. de Oliverira, Ivanil S. Bonatti, "Cell level performance approach for link dimensioning of ATM Networks," *SBT/IEEE International Telecommunications Symposium*, pp.189-194, 8. 1998.
- [13] A. I. Elwalid, D. Mitra, "Effective Bandwidth of General Markovian Traffic Sources and Admission Control of High Speed Networks," *Proceedings of the IEEE Infocom'93 Vol. 1*, pp.256-265, 3. 1993.

김 광 은(Kwang-eun Kim)



1997년 2월 : 중앙대학교 전기공학
학과(학사)
1999년 8월 : 연세대학교 대학원
전기컴퓨터공학과(석사)
1999년 9월~현재 : 삼성전자
(연구원)

송 기 영(Ki-young Song)



1999년 2월 : 연세대학교 전기공
학과(학사)
1999년 2월~현재 : 연세대학교
대학원 전기컴퓨터공학과
석사과정

박 영 근(Young-keun Park)

정회원

1986년 2월 : 연세대학교 전기공학과(학사)
1990년 8월 : University of Minnesota 전기공학과
(석사)
1993년 12월 : University of Minnesota 전기공학과
(박사)
1994년 1월~1996년 2월 : University of Minnesota
전기공학과(Post Doc.)
1996년 3월~현재 : 연세대학교 기계전자공학부 조
교수
<주관심 분야> 컴퓨터 네트워크, 멀티미디어 통신
망, ATM 교환기, 신경회로망 응용