
멀티서비스를 위한 미디어 게이트웨이의 대역관리 연구

김 훈* · 박광채**

A Study on Bandwidth management of Media Gateway for Multi Services

Hoon Kim* · Kwang-Chae Park**

이 논문은 2001년도 조선대학교 학술연구비의 지원을 받아 연구되었음.

요 약

최근 공중통신망은 다양한 서비스 요구사항의 변화와 ATM, MPLS 및 DWDM 등의 새로운 전달망 기술의 발달과 같은 통신 패러다임의 변화로 인하여 개방형 구조의 초고속 통합 패킷 통신망 구조를 갖는 차세대 통신망으로 진화하고 있다. 그러나 차세대 통신망에서도 기존의 음성서비스는 통신사업자 관점에서 중요 서비스로 지속적인 기술 개발이 연구되고 있다.

본 논문에서는 차세대 통신망에 적용하여 기존의 음성서비스 뿐만 아니라 다양한 신규 서비스들을 수용할 수 있는 media gateway에서 효율적인 대역관리 방법을 제안한다.

ABSTRACT

Owing to the change of various services requirement and the change of communication paradime as the development of new transit network technology: ATM, MPLS and DWDM, the latest PSTN is evolving into the next generation network, which have the very high speed integrated packet network of open-type structure. but in the next generation network, the existing voice service is being researched for the continuous technology development as the important service from the viewpoint of communication business.

This paper suggests the method of efficient bandwidth management in the media gateway that can accommodate the various new services as well as the existing voice services by appling to the next generation network.

* 조선대학교 전자정보통신공학부

접수일자: 2001. 12. 11

1. 서론

기존의 회선망이나 N-ISDN(Narrow- Integrated Service Digital Network) 망을 이용한 음성서비스 및 지능망 서비스뿐만 아니라 요즘 급격히 증가하고 있는 인터넷 서비스의 무선 이동통신 서비스까지 동시에 제공할 수 있는 통신서비스를 요구하고 있다. 지금까지 이러한 기능들은 회선망, N-ISDN 망, 무선망 및 IP 망 등과 같이 서로 다른 전달망으로 분리되어 제공됨으로써 사용자가 이 서비스들을 이용하기 위해서는 다른 망들을 접속해야만 가능하였다. 또한 통신사업자 관점에서도 앞으로의 고속, 대용량의 멀티미디어 인터넷 서비스 및 IMT-2000 무선서비스 등과 같은 새로운 서비스 요구사항들을 경제적이고, 신속하게 수용하기 위해서는 각각의 전달망들을 하나의 초고속 통신망으로 통합할 필요성이 대두되었다. 그러나 지금까지의 교환시스템 구조는 기존 회선교환 시스템과 같이 제어계, 스위치계 및 정합 모듈이 tightly coupled 되고, target 서비스 네트워크만을 위한 시스템으로 개발되어 왔다. 이 구조는 특정 서비스만 지원할 수 있는 구조로서 새로운 서비스 요구를 수용하기 위해서는 시스템 전체를 수용해야 하는 고비용 및 장기간의 개발 기간이 소요되는 문제가 있다. 그러나 현재, 개발이 진행되고 있는 개방형 교환 시스템은 softswitch 구조와 같이 제어계와 스위치계를 분리하고, 정합 모듈을 시스템이 수용해야 하는 서비스에 따른 미디어 게이트웨이로 대체하여 각 모듈간 인터페이스는 표준화된 프로토콜을 사용하여 third party application의 상용 제품을 사용할 수 있도록 하였다. 이와 같은 개방형 시스템 모듈은 교환망에 새롭게 요구되는 서비스가 있을 경우, 관련 미디어 게이트웨이 및 제어 모듈을 쉽게 추가할 수 있어 다양한 서비스 요구사항에 대해 신속히 대처해 나갈 수 있는 장점이 있다.

정합 모듈을 대신한 MG(Media Gateway)와 그 제어를 담당하는 MGC(Media Gateway Controller)의 개념 모델 중에서 미디어 게이트웨이의 주 목적은 media port를 통해 연동망으로부터 입력되는 음성 및 데이터 정보를 IP나 ATM(Asynchronous Transfer Mode) 등의 패킷으로 변환하여 고속의 패킷 core 망을 통해 목적지로 전송하는데 있으며, 이를 위해 MG는 회선망,

N-ISDN 망, FR(Frame Relay) 망 및 무선망 등 다양한 형태의 입력 트래픽을 수용할 수 있는 정합기능과 이들을 패킷으로 변환할 수 있는 변환기능 등을 수행할 수 있어야 한다.

본 논문에서는 차세대 통신망에 적용하여 기존의 음성서비스뿐만 아니라 다양한 신규서비스들을 수용할 수 있는 media gateway에서 대역관리 방법을 제안한다. 2장에서는 media gateway의 개념 및 종류에 대해 설명하고 3장에서는 트래픽 성능관점으로부터 세 가지 대안들에 대한 대역관리 방법을 제안하였으며, 4장에서 결론을 맺는다.

II. MG 및 멀티서비스 트래픽 유형

2.1. MG

MG는 개방형 구조의 차세대 통신망의 핵심기능 장치로서 주 목적은 media port를 통해 연동망으로부터 입력되는 음성 및 데이터 정보를 IP나 ATM등의 패킷으로 변환하여 고속의 패킷 core 망을 통해 목적지로 전송하는데 있으며, 이를 위해 MG는 회선, N-ISDN, FR 및 무선등 다양한 형태의 입력 트래픽을 수용할 수 있는 정합 기능과 이들을 패킷으로 변환할 수 있는 변환기능 및 관련 프로토콜 처리 기능 등을 수행할 수 있어야 한다.

그림 1은 MG와 MGC에 대한 개념 모델로서 MG에는 연동망과의 정합 및 데이터 포맷 변환기능을 수행하는 media port 모듈과 패킷망의 bearer connection을 관리하는 bearer control 모듈 및 패킷망과의 정합기능을 수행하는 packet port 모듈, 그리고 media port 모듈과 packet port 모듈간의 스위치 기능을 수행하는 virtual switching 기능 모듈로 구성된다. 또한, MGC에는 기존의 SS7 신호망을 이용하거나 연동기능을 수행하는 signaling gateway control 모듈과 연동망 및 패킷망의 자원관리 및 신호 프로토콜 처리를 수행하기 위한 media port control 및 service call control 모듈이 필요하다. 한편, MG와 MGC간의 표준화된 인터페이스 프로토콜로는 H.248 /MEGACO(Media Gateway Control) 프로토콜이 사용되고 있다. 이와 같이 구성된 미디어 게이트웨이 function은 기존의 회선, N-ISDN 및 FR과 같은 전달망들을 고속 패킷망으로 통합하여

자연스럽게 차세대 통신망으로 진화해 나갈 수 있는 단계를 제공한다.

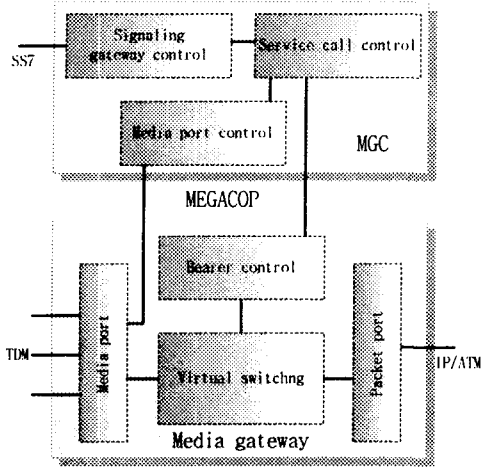


그림 1. MG/MGC의 개념 모델
Fig. 1. A concept model of MG/MGC

2.2. 멀티서비스 트래픽 유형

멀티서비스는 2개의 ATM PVC로 제공되는데, 음성 서비스를 위한 PVC는 CBR(Constant Bit Rate) 또는 rt-VBR(real-time Variable Bit Rate) 트래픽 형태의 AAL2로서 여러 개의 음성채널을 전달하며, 데이터 서비스를 위한 PVC는 UBR(Unspecified Bit Rate) 트래픽 형태의 AAL5로 구성된다.

AAL5는 비교적 긴 데이터를 ATM으로 전송하기에 적합하며, AAL2는 짧은 데이터를 효율적으로 전송하기에 적합하다. AAL2에서는 다른 사용자의 프레임은 1 개의 ATM 셀에 다중화해서 전송하는 것이 특징

이고, 상위 응용층에서 공통적으로 사용하고 있는 CPS(Common Part Sublayer) 패킷과 서비스에 의존하는 SSCS (Service Specific Convergence Sublayer) 층으로 나누고 있다.^[1~4] 그림 2에서 AAL2 구성을 보여주고 있다.

AAL2의 송신측은 복수의 상위 계층으로부터 45octet 이하의 프레임을 CPS가 받는다. 프레임마다 헤더를 부가해서 CPS 패킷을 만든다. CPS 패킷 헤더는 채널 식별자(CID), CPS 패킷 길이(LI), 채널 헤더 어러제어(HEC)가 포함되어 있다. CPS에서는 47octet 단위로 1octet의 STF (Start Field)를 부가해서 ATM 계층에 받고 있다. 여기에서 CPS 패킷은 2 개의 ATM 셀마다 탑재시키는 것이 가능하다. 또 복수의 CPS 패킷을 다중화해서 ATM 셀에 페이로드가 있는 제한시간 내에 47octet에 충족한 경우는 나머지 부분을 PAD(Padding) 처리함에 따라 셀화 지연의 증가를 방지한다. STF는 전 셀로부터 아직 남은 부분을 제외한 최초의 CPS 패킷의 선두위치를 알려준다.

수신측에는 STF 내의 위치로부터 최초의 CPS 패킷의 위치를 판정한다. 셀에 아직 잔여 데이터가 있는 경우는 축적된 CPS 패킷과 결합해서 CPS 패킷을 완성한다. LI를 참조해서 각각의 길이를 나누어 CPS 패킷을 절단한다. 개개의 CPS 패킷은 CID에 따라 사용자를 식별해서 특정 상위계층의 사용자에게 넘겨준다. AAL2는 이동통신에서 사용하고 있는 저속도 고능률 부호화 음성을 적용할 때를 주 목적으로 표준화시켰다. IMT-2000 네트워크에도 이동통신 서비스를 ATM에서 효율이 좋게 운용하기 위해서는 AAL 타입으로 하고 있다. AAL2의 SSCS로 하여 45octet를 넘어 상위계층의 사용자 데이터를 전송을 가능하게 하는 I.366.1과 수신측에서 송신측의 타이밍을 재생하는 능력을 갖는 I.366.2가 ITU-T에서 권고화 되고 있다.

AAL5는 주로 데이터 통신이나 신호링크의 전송에 이용되고, 긴 데이터링크를 ATM으로 전송할 때에 적합하다. AAL2와 달리 복수 사용자를 ATM 셀에 다중화시키는 기능은 갖지 않는다.^[5~6] 그림 3에서는 AAL5의 구성을 나타낸다.

AAL5의 송신측에는 상위계층의 프레임을 CS가 접수받아 48octet씩 분할해서 SAR에 받아서 넘긴다. CPCS-PDU 페이로드의 끝에는 CPCS-PDU길이를 48octet의 배수로 하기 위해서 PAD와 8octet의 트레

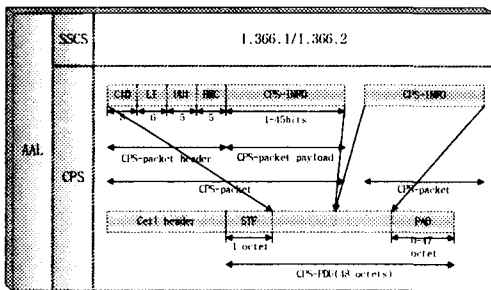


그림 2. AAL2 구성
Fig. 2. Consist of AAL type 2

$$A_{0i} = (D_{ii}, D_{ii+1}, D_{ii+2}, \dots, D_{ii+L-1}) \quad (3)$$

CPS 패킷 도착 때문에 셀 i 의 발생으로 단위시간 동안 $y_1=0$ 에서 y_1 까지 L 변이 확률 벡터이다.

$$A_{1,0} = \begin{pmatrix} \sum_{j=0}^{L-2} D_j & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \sum_{j=0}^{L-3} D_j & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \sum_{j=0}^{L-4} D_j & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ \sum_{j=0}^0 D_j & 0 & 0 & \dots & 0 \end{pmatrix} \quad (4)$$

식 4는 timer가 만료하였을 때, 단위시간 동안 $y_1 > 0$ 에서 y_1 까지 $(L-1, L)$ 변이 확률 행렬이다.

셀 그룹의 조립 시기와 timer 업데이트 직후, 상태 y 는 timer가 셀이 조립되는 타임 슬롯에서 다시 장착된다. 일반적으로 다중 셀들은 각각의 셀 조립 시기에서 조립된다.

$r(i)$ 를 셀이 조합된 직후, $y=i$ 인 변동이 없는 확률이라 한다.

$r = (r_0, r_1, \dots, r_{L-1})$, $r_0 = r(0,0)$, $r_i = (r(i,1), r(i,2), \dots, r(i,L-1))$ 이라 정의한다.

$$r = r_1 \left(\sum_{i=0}^{L-1} A_{0i}^{-1} \sum_{j=0}^{\infty} A_j + A_{00}^T A_{1,0} \right) e + r_0 \left(\sum_{i=0}^{L-1} D_0^{-1} A_0 \sum_{j=0}^{L-1} A_{0i}^{-1} \sum_{k=0}^{\infty} A_k + \sum_{i=0}^{L-1} D_0^{-1} \sum_{j=0}^{\infty} A_{0i} + \sum_{i=0}^{L-1} D_0^{-1} A_0 A_{00}^T A_{1,0} \right) e \quad (5)$$

짧은 패킷 도착 또는 timeout에 의한 셀 조립에서 하나 이상의 셀들은 하나의 타임슬롯 내에 셀 조립 큐로부터 전달 큐에 보내지게 된다. 전달 큐에 도착하는 셀의 평균 그룹 크기가 식 6에 의해 주어진다.

$$\bar{g} = r_1 \left(\sum_{i=0}^{L-1} A_{0i}^{-1} \sum_{j=0}^{\infty} i A_j + A_{00}^T A_{1,0} \right) e + r_0 \sum_{i=0}^{L-1} D_0^{-1} \left(\sum_{j=0}^{L-1} A_0 A_{0i}^{-1} \sum_{k=0}^{\infty} i A_k + A_0 A_{00}^T A_{1,0} + \sum_{i=0}^{L-1} i A_{0i} \right) e \quad (6)$$

유사하게, 셀 그룹들의 도착내 시간이 t 인 정상 확률이 얻어질 수 있다. 셀 그룹들의 평균 도착내 시간 \bar{d} 는 식 7에 의해 주어진다.

$$\bar{d} = r_1 \left(\sum_{i=0}^{L-1} t A_{0i}^{-1} \sum_{j=0}^{\infty} A_j + T A_{00}^T A_{1,0} \right) e + r_0 \sum_{i=0}^{L-1} D_0^{-1} \left(\sum_{j=0}^{L-1} (s+t) A_0 A_{0i}^{-1} \sum_{k=0}^{\infty} A_k + (s+T) A_0 A_{00}^T A_{1,0} + \sum_{i=0}^{L-1} A_{0i} \right) e \quad (7)$$

평균 그룹 크기와 셀 그룹들의 도착내 시간을 사용함으로써 평균 셀 도착율이 \bar{g}/\bar{d} 에 의해 주어진다.

모든 셀이 규정 셀이라 가정함으로써 독립 근사법은 CPS 패킷 길이 L 에 의한 평균 셀 물 \bar{g}/\bar{d} 를 늘림으로써 평균 CPS 패킷 도착률 ρ' 를 다시 계산한다.

$$\rho' = \bar{g}L/\bar{d} \quad (8)$$

여기서, \bar{g} 와 \bar{d} 는 짧은 패킷들이 poisson 처리에 도달한다는 가정 하에서 얻어진다. 독립적 근사법은 CPS 패킷들이 슬롯에서 평균 비율 ρ' 를 갖는 poisson 처리에 도달한다고 가정하고, 셀 i 가 발생하는 확률을 계산한다. 독립적 근사법에서 셀 i 가 슬롯 내의 전송 큐에 도달하는 확률 θ_i 는 다음과 같다

$$\theta_i = \begin{cases} \sum_{j=0}^{L-1} \exp(-\rho') \frac{\rho'^j}{j!} \frac{L-j}{L}, & i=0 \\ \sum_{j=0}^{L-1} \exp(-\rho') \frac{\rho'^{((i-1)L+j)}}{((i-1)L+j)!} \frac{j}{L} \\ + \sum_{j=0}^{L-1} \exp(-\rho') \frac{\rho'^{(iL+j)}}{(iL+j)!} \frac{L-j}{L}, & i=1,2,\dots \end{cases} \quad (9)$$

평균 셀 도착 비율은 $\sum_i i \theta_i$ 에 의해 주어진다. 독립적 근사법에서 타임 슬롯 경계의 전송 큐 내에 셀 i 가 있는 정상 확률 $\hat{p}(i)$ 는 다음 식 10과 같이 나타내어진다. 여기서, $\hat{p} = (\hat{p}(0), \hat{p}(1), \dots, \hat{p}(K-1))$ 이다.

$$\hat{p} = \hat{p} \begin{pmatrix} \theta_0 + \theta_1 & \theta_2 & \dots & \theta_{K-1} & \sum_{k=K}^{\infty} \theta_k \\ \theta_0 & \theta_1 & \dots & \theta_{K-2} & \sum_{k=K-1}^{\infty} \theta_k \\ 0 & \theta_0 & \dots & \theta_{K-3} & \sum_{k=K-2}^{\infty} \theta_k \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & \theta_0 & \sum_{k=1}^{\infty} \theta_k \end{pmatrix} \quad (10)$$

이 확률을 사용함으로써,

CLR은 $\sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=0}^{\infty} (i+j-K) \theta_j \hat{p}(i) / \sum_{i=0}^{K-1} \sum_{j=0}^{\infty} \theta_j \hat{p}(i)$ 에 의해 주어진다.

3.2. 대역관리 분석

트래픽의 성능 관점으로부터 CBR, rt-VBR, 그리고 UBR의 효과를 비교, 분석한다. 첫 번째로 가장 단순하고, 기본적인 대안은 CBR이다. VC 연결은 PCR(the peak cell rate)에 의해 정의된 일정한 대역폭을 가진다. 그리고 셀 전송은 출력 큐에 셀 비율로 예정되는데, VC 대역폭이 VC내에 AAL2 연결의 전체 대역폭을 수용할 수 있다는 것을 의미한다.

두 번째 대안은 rt-VBR을 사용하는 것이다. rt-VBR VC 연결의 대역폭은 세 가지 트래픽 파라미터들 즉, PCR, SCR(Sustainable Cell Rate) 그리고 BT(Burst Tolerance) 혹은 MBS (Maximum Burst Size)에 의해 열거된다. SCR은 VC의 평균 셀 율의 상한이다. 그리고 VBR VC는 CBR VC보다 높은 통계 다중화를 이룰 수 있지만 복잡한 기술들을 요구한다. 따라서 복잡성과 효율사이에서 trade-off 된다.

세 번째 대안은 각각의 VC를 위한 UBR이다. VC 레벨에서 대역폭 관리를 수행하지 않는 것을 의미한다. 그 대신에 결정론적인 가상 경로내에 AAL2 연결의 전체 대역폭이 관리된다.

대안들을 평가하기 위해, 다음의 모델이 사용되는데, 대안들은 각각의 VC 또는 셀 조립 장치에 의해 소스 N_s 라고 가정한다. 필요한 추가 정보가 더해지면, 각각의 소스로부터의 talkspurt는 바뀌게 된다. 그리고 talkspurt는 기본 단말에서 CPS 패킷으로 조립된다. 소스 n 이 talkspurt에 능동적일 때, CPS 패킷 n/R_p 은 상용하는 타임 슬롯에서 셀 조립장치에 도착하기 위해 가정된다. 여기서, R_p 는 각각의 소스에서 CPS 패킷을 생성하기 위한 시간 간격이다. 무음 기간은 전송되지 않는 것으로 가정하게 된다. Talkspurts와 무음기간은 $1/\alpha$ 과 $1/\beta$ 로서 기하학적으로 분배되는 것으로 가정하게 된다.

개개의 소스들로부터 CPS 패킷은 그들을 FCFS에 기초하여 하나의 셀로 조합하는 셀 조립장치에 도착한다. 하나의 셀을 만들기에 충분한 패킷이 조립장치에 도착한 직후에 하나의 셀이 완성된다고 가정한다. 여기서, 셀을 채우기 위해 필요로 하는 패킷의 수는 표기를 단순화하기 위해 L에 고정된다고 가정하게 된다.

셀 조립장치는 셀 조립 지연이 일정한 레벨보다 적다는 것을 보장하는 timer를 사용한다. 만약 timer가 만

료되면, 부분적으로 채워진 셀이 생성된다. 즉, 조립장치 내에 CPS 패킷은 셀 페이로드에 놓여져 있고, 잔여 페이로드는 timer가 만료될 때, 페이딩으로 채워진다.

조립된 셀은 전송을 위해 전달 큐에 즉시 배치된다. CBR 또는 rt-VBR VC가 사용될 때, 각 VC는 dedicated 전달 큐를 갖는 것으로 가정하게 된다. UBR VC가 사용될 때, 하나의 전달 큐는 각 VP내 VC에 의해 분할된다. 전달 큐는 한정된 크기의 버퍼를 갖는다. K를 현재 전송되고 있는 셀을 포함하는 버퍼 크기라고 한다. 전달 큐에서 셀은 CBR VC와 rt-VBR VC 또는 CBR VP 내에서 UBR VC의 일정한 PCR에 전송된다.

그림 5에서는 시간 축이 CBR VC와 rt-VBR VC를 점유하고, VP를 점유해서 셀의 전송시간과 동일한 단위들로 분할되는 것으로 가정하였다.

CBR, rt-VBR, 그리고 UBR에서의 L은 2이고, T는 4 ms이다. CBR과 rt-VBR를 위해 전달 큐의 버퍼 크기 K는 3 ms, VP 다중화 큐의 버퍼 크기 K'는 2 ms, 그리고 CLR 객체는 전달 큐와 VP 다중화 큐 모두에서 0.5×10^{-4} 이다. 따라서 전체 버퍼 크기는 5 ms이고, 이들 버퍼들을 위한 전체 CLR 객체는 10^{-4} 정도이다. UBR를 위해, K는 5 ms이고, 전달 큐에서 CLR 객체는 10^{-4} 이다. 평균 talkspurt는 169.7 ms이고, 평균 무음 기간은 123.9 ms이다. talkspurt에서 음성 코딩 비율이 8 kb/s이라고 가정하게 된다.

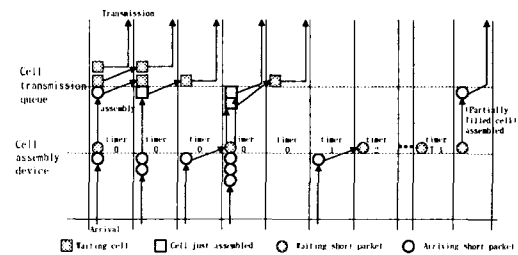


그림 4. 이산시간 모델
Fig. 4. Model of discrete time

그림 5는 제공된 음성 트래픽의 일정한 총계와 일정한 CLR 객체하에서 VC의 서로 다른 수들을 수용하는데 필요한 대역폭을 나타낸다. 따라서, VC의 수가 증가할 때, 각 VC에서의 트래픽은 적게 된다. CBR VC는 UBR VC가 요구하는 것보다 훨씬 더 많은 대역폭을 요구한다. 따라서 대역폭 사용은 CBR VC 하에

서 비효율적이고, 특히, VC 대역폭이 좁을 때이다. CBR VC 하에서 통계적 다중화 이득은 VC의 AAL2 연결들 사이에서 얻어진다. 따라서 AAL2 연결 수 또는 트래픽이 증가할 때 필요한 대역폭이 감소한다.

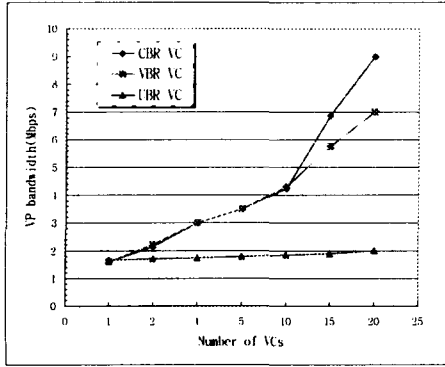


그림 5. 고정적으로 제공된 총 부하의 VP 대역폭
Fig. 5. VP bandwidth for fixed total offered load

rt-VBR은 CBR보다 효과적이다. 그러나 효과는 VC의 수가 10보다 클 때 제한된다. 비록 rt-VBR이 효과적이라고는 하나 UBR이 rt-VBR보다 매우 성능이 뛰어나다. 세 가지 대안들을 위해 많은 VC가 있다면, 보다 많은 VP 대역폭이 요구될 수 있다. 그러나 UBR 하에서 VP 대역폭의 증가는 CBR 또는 rt-VBR 하에서 VP 대역폭 증가보다 훨씬 적다.

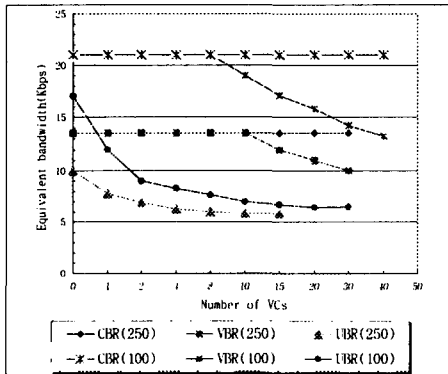


그림 6. VC에서 고정적으로 제공된 부하를 갖는 각 소스 대역폭
Fig. 6. Bandwidth for each sources with fixed offered load in VC

각 VC에서 일정하게 제공된 부하를 위한 동일한 대역폭이 그림 6에서 나타내어진다. 동일한 대역폭은 객체를 여전히 만족시키는 한편 VP에서 수용될 수 있는 AAL2 연결의 최대 수에 의해 VP 대역폭을 분할함으로써 정의된다. CBR를 위해 도입한 대역폭은 일정하게 유지된다. 각 VC를 위한 트래픽이 일정하기 때문이다. 그 결과 대역폭이 고정된다. rt-VBR를 위해 동일한 대역폭은 VC의 수가 약 10보다 클 때 감소한다. rt-VBR과 CBR 사이에서 통계 다중화 이득의 차이는 VC 사이의 이득이기 때문이다. 또한 VC 사이의 이득은 VC의 수가 10보다 클 때 얻어진다. UBR를 위한 동일한 대역폭은 VC의 수가 10 미만일 때, 더욱 급격하게 감소한다. 다른 VC 내의 AAL2 연결들 사이에서 통계 다중화 이득이 UBR 대안 하에서 얻어지기 때문이다.

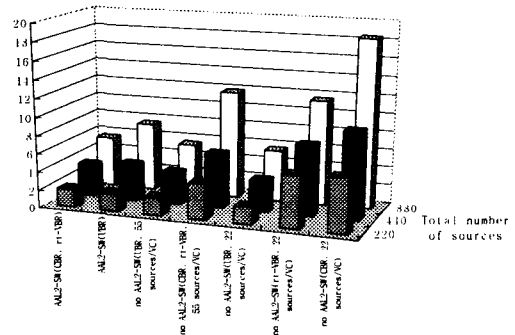


그림 7. AAL2 스위칭 노드의 효과
Fig. 7. Effect of AAL2 switching nodes.

세 가지 대안들은 AAL2 스위칭 노드를 도입하는 네트워크에 적용될 수 있고, VP 대역폭에 영향을 미친다. 그림 8은 세 가지 대안들의 각각에 대하여 AAL2 스위칭 노드를 갖는 VP 대역폭과 AAL2 스위칭 노드가 없는 VP 대역폭을 나타낸다. AAL2 스위칭 노드는 셀 조립 지연을 야기하기 때문에 할당된 timeout과 버퍼 크기는 AAL2 스위칭 노드가 이용될 때 감소하게 된다. UBR 대안에서 AAL2 스위칭 노드를 도입하는 효과는 VC내의 소스 수와 모든 VC 수에 매우 적은데, 큰 통계적 다중화 이득이 AAL2 스위칭 노드들이 없어도 UBR 대안에서 얻어졌기 때문이다. CBR 대안에서 AAL2 스위칭 노드를 도입하는 효과는 상당하다.

특히, VC 내의 소스 수가 적을 때 VP 대역폭 축소는 매우 크다. rt-VBR 대안에서는 조금 더 크지만 거의 동일하다. rt-VBR 대안에서 AAL2 스위칭 노드를 도입하는 것은 역시 효과적이다. 그러나 VC내의 소스의 수가 적을 때 VCs 사이에서의 통계적 다중화 효과가 CBR 대안 하에서만큼 효과적이지 않다.

IV. 결 론

트래픽을 위한 대역폭 관리에서 세 가지 대안들 즉, CBR, rt-VBR, 그리고 UBR이 고찰하였다. 대역폭 효과의 관점에서 UBR VC를 사용하는 대안이 가장 효율적이고, 이 대안에서 AAL2 연결 수락은 AAL2 연결이 VP에 수용될 수 있는지 여부에 기초하여 판단됨을 알 수 있었다. AAL2 연결을 위한 수락 제어 기능을 갖기 위해 VCH를 요구하는 반면에 다른 대안들은 제어 기능을 갖기 위해 VCH가 필요하지 않는다. rt-VBR을 사용하는 대안은 CBR보다 좋지만 이점이 VC의 수가 10보다 클 때로 제한된다.

UBR VC를 위한 수락 제어는 VC 사이에서 차이점들에 주의할 필요가 없으므로 쉽게 실행될 수 있다. 가장 좋은 대역관리 성능은 UBR VC를 사용하는 대안과 VP에 AAL2 연결 수락을 결정하는 대안에 의해 얻어짐을 알 수 있었다.

참 고 문 헌

[1] ATM Forum af-vtoa-0113.000, ATM Trunking using AAL2 for Narrowband Services Jan. 1999.
 [2] ITU-T Recommendation. I.366.2, "AAL Type 2 Service Specific Convergence Sublayer for Trunking," 1998. 6.
 [3] ATM Forum. AF-VMOA-0145.000, "Voice and Multimedia Over ATM-Loop Emulation Services Using AAL2" 2000. 7.
 [4] D. W. Petr, Prema Sampath,, Raghu R. Vatte, Yong-Qing Lu, "Performace Comparison Between AAL1, AAL2, and AAL5," ICC'99, June 1999.

[5] ATM Forum. Draft proposal for specification of fec-sscs for aal type 5. afsaa0326R2, October 1995.
 [6] AK. Kanai and R. Grueter et all, Forward error correction control on aal5: Fec-sscs, ICC'96, Dallas, TX, pp 384-391, June 1996.
 [7] D. M. Lucantoni, K. S. Meier-Hellstern, and M. F. Neuts, "A single server queue with server vacations and a class of nonrenewal arrival processes," Tucson: The University of Arizona, 1988.

저 자 소 개



김훈(Hoon Kim)

1996년 2월 광주대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1998년 2월 조선대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)

2000년 2월 조선대학교 대학원 전자공학과(박사수료)2000년 3월~현재 한국전자통신연구원 위촉연구원

※관심분야 : ATM Networks, 초고속 통신망, 데이터통신 및 프로토콜



박광채(Kwang-Chae Park)

1975년 2월 조선대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1980년 2월 조선대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)

1994년 8월 광운대학교 대학원 전자통신공학과(공학박사)

1975년 3월~현재 조선대학교 전자정보공과대학 전자정보통신공학부 교수

※관심분야 : 데이터통신 및 프로토콜, 디지털 교환기, ATM Network, 광대역 정보통신