

멀티미디어 서비스를 위한 ATM망에서 가상경로의 대역폭 할당 제어에 관한 연구

장 용 철[†] · 이 정 재^{††} · 오 무 송^{†††}

요 약

멀티미디어 서비스를 위한 ATM 망에서 다양한 트래픽 클래스의 QoS 요구를 만족하기 위한 최적화된 대역폭의 알고리즘 설계가 필요하다. ATM망은 다양한 트래픽 성질 즉, 버스트 비트율과 버스트 길이로 분류되는 트래픽의 QoS 요구를 보장하여야 한다. QoS는 셀 손실 가능성과 최대 셀 대기에 의하여 측정되는데, 본 논문에서는 가상경로에서 MMDP 방법을 적용하여 On-Off자원의 다중 클래스가 하나의 가상경로 망에서 다중 송신할 때 모든 QoS 필요성을 만족하게 요구하는 최소 용량을 계산한다. 위 결과를 이용해서 개별적인 QoS를 요구하는 총 용량에서 가장 최적에 이르는 가상경로를 결정하는 알고리즘을 제안한다. 동일하게 다중 전송되는 트래픽 클래스가 최대 대역폭 효율에 따라 요구되는 최적의 용량과 비교하여 제안된 알고리즘 성능이 우수함을 증명한다.

A Study on the Bandwidth Allocation Control of Virtual Paths in ATM Networks for Multimedia Service

Yung-Chul Jang[†] · Jung-Jei Lee^{††} · Moo-Song Oh^{†††}

ABSTRACT

Algorithm design is needed to optimized bandwidth which satisfy quality of service(QoS) requirements of vary traffic classes for Multimedia service in ATM networks.

The diverse flow characteristics e.g., burstiness, bit rate and burst length, have to guarantee the different quality of service(QoS) requirements in Asynchronous Transfer Mode(ATM). The QoS parameter may be measured in terms of cell loss probability and maximum cell dely. In this paper, we consider the ATM networks which the virtual path(VP) concept is implemented by applying the Markov Modulated Deterministic Process method. We develop an efficient algorithm to computer the minimum capacity required to satisfy all the QoS requirements when multiple classes of on-off source are multiplexed on single VP. Using above the result, we propose a simple algorithm to determine the VP combination to achieve the near optimum of total capacity required for satisfying the individual QoS requirements. Numerical results are also presented to demonstrate the performance of the algorithm when compared to the optimal total capacity required.

† 정 회 원: 목포전문대학 전산정보처리과 조교수

†† 종신회원: 송원전문대학 전자계산학과 전임강사

††† 정 회 원: 조선대학교 컴퓨터공학과

논문접수: 1997년 1월 21일, 심사완료: 1997년 6월 3일

1. 서론

멀티미디어 서비스는 데이터, 텍스트, 벡터그래프, 이미지, 비디오 및 오디오 등과 같은 여러 종류의 미디어 중에서 두 종류 이상의 다른 미디어를 포함하는 것으로 정의된다. ATM(ATM: Asynchronous Transfer Mode) 망은 다양한 트래픽 특성과 QoS를 요구하는 여러 유형의 서비스를 통합 제공하기 위해 망의 대역 이용율을 효율적으로 사용하고, 통계적 다중화 방식으로 전송 대역폭의 활용을 증가시킨다. 그러므로 모든 트래픽 소스는 버퍼, 전송 및 교환 기능과 같은 망 자원을 공유하며, 또한 비동기식 전송이기 때문에 연결성 및 비 연결성 전송이 가능하여 요구에 의한 전송 대역폭이 효과적으로 수행되어야 한다. 반면에 효율성은 다른 QoS 요구가 보장되는 대역폭에서 최소화 한다[1].

ATM에서는 사용자 정보를 고정 길이(53Byte)의 셀로 전송하며, 가상경로(VP: Virtual Path)의 개념은 표준 ATM의 한 부분인 CCITT에서 망의 제어 프로세싱과 복잡도를 줄이는 것을 제안하였고, 가상경로는 기본적으로 두 개의 노드사이를 논리적으로 직접 연결한다. 다중 구조를 지원하는 가상회로는 가상경로에서 통계적으로 다중 전송하고 물리적 전송링크 상에서 다중 전송한다. 따라서 대역폭은 사용자의 요구에 따라 할당되기 때문에 융통성이 있어 통계적 다중화 이득을 얻을 수 있다. 기존에 대역폭 할당 방법이 버퍼링의 유무에 따라 두가지 종류로 나누어지는데 첫째, 스위치/다중화에서의 버퍼링을 고려하여 실시간 계산 요구 사항을 만족시키는 대역폭 할당 방법이다. 둘째, 버퍼링을 고려하지 않은 엔티티로써 스위치/다중화는 자원들 사이에서의 통계적 다중화를 고려하여 대역폭을 할당하는 방법이다.

본 논문은 전용 서비스 망에서 가상경로를 바탕으로 한 비 동기식 전송 모드에서 대역폭 할당 방법은 트래픽 클래스를 통합하여 하나의 가상경로에 제공하는 통합 접근 방식과 분리 접근 방식을 이용하여, 가상경로 장점이 멀티미디어 서비스를 위한 ATM망에서 어떻게 이용될 수 있는가를 나타내고, 가상경로에서 통계적 다중화 매개변수에 의해 특성화된 On-Off 소스를 고려하여 다양한 트래픽 클래스의 QoS 요구에 만족하기 위해 대역폭이 최적으로 요구되는 효율

적인 대역폭 할당 알고리즘을 제안하여 시스템 성능이 우수함을 보인다.

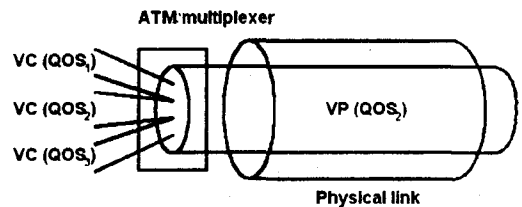
2. ATM망의 가상경로 모델

2.1 가상경로의 접근 모델

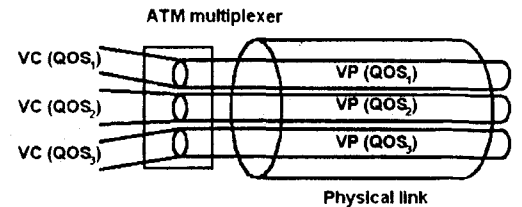
ATM 기반의 B-ISDN에서 제공되는 멀티미디어 서비스 망은 일반적으로 연결형이며 소스 노드와 목적 노드 사이에 가상채널(VC: Virtual Channel)을 설정하여 이루어진다. VC의 설정시 가입자의 호 연결 요구에 대해 대역폭 제어가 필요한데 망의 대역폭이 주어진 호를 수락하기에 충분치 않으면 호가 손실된다.

ATM에서 가상경로 구조의 개념은 한 다발의 가상채널들로 두 개의 가상경로 종단기들 사이에 설정되는 논리적이고 직접적인 경로에서 가상경로 스위칭 시스템이나 LAN 게이트 웨이가 사용될 수 있으며 가상경로의 용량은 요구에 따라서 통계적이다.

전송 링크 내에 다중화되는 다수의 가상채널들과 가상경로들은 다른 가상경로의 QoS 클래스를 지원하고, 같은 QoS와 분류된 모든 트래픽은 통계적으로 하나의 가상경로에서 다중 전송하기 위해 집적된다. 따



(a) 통합접근(Integration approach)



(b) 분리접근(Segregation approach)

(그림 1) 가상채널과 가상경로의 전송 접근 모델
(Fig. 1) Virtual channel & virtual path of transmission approach model

라서 가상경로의 다른 QoS 클래스는 개별적으로 분류되어 관리되어지며, 이와 같은 모델은 (그림 1)과 같이 통합접근과 분리접근의 논리적 상관 관계를 갖는다. 가상경로 개념[2, 3, 4, 5]을 기본으로 하는 ATM 망은 망 구조의 단순화, 망 성능 및 신뢰성 증가, 감소된 처리와 짧은 연결 설정 시간, 망 서비스 증가, 망 유연성 향상 및 빠른 경로 회복 등의 장점들이 있다.

동질 트래픽 제어를 위해서 가상경로 트래픽 관리 및 간단한 접근을 취할 수 있으며, 하나는 모든 트래픽 클래스가 집합되어진 하나의 가상경로와 이 가상경로에서 QoS가 요구하는 가상회로에 대한 집합을 지원한다. 다른것은 다중과 다른 가상경로의 QoS 클래스를 지원하고, 같은 QoS와 분류된 모든 트래픽은 통계적으로 하나의 가상경로상에서 다중 전송하기 위해 집적된다. 따라서 가상경로에서 다른 QoS 클래스는 개별적으로 분류되어 관리된다.

첫 번째 접근에서 다른 트래픽 클래스가 하나의 가상경로에서 쉽게 관리지만, 망의 대역폭은 가상경로에서 엄격한 QoS를 선택하기 때문에 효율적으로 활용되지 못한다. 반면에 덜 엄격한 QoS 요구와 분류된 다른 트래픽은 가상경로 상에서 다중 전송된다.

두 번째 접근에서 다른 가상경로의 QoS 관리 제어가 복잡하여 서비스 용량은 각 가상경로가 QoS를 보장한 후 대역폭은 버려진다. 그래서 다양한 트래픽 클래스의 QoS 요구에 만족하기 위해 대역폭이 최적으로 요구되는 알고리즘이 필요하다.

이질 트래픽 흐름의 경우에는 다른 트래픽 클래스가 통계적으로 가상경로에서 다중 전송할 때에 복잡해진다. QoS는 각 트래픽 클래스의 특성 때문에 가상경로에 의해 지원되는 평균 QoS는 엄격하게 요구되므로 간단하게 할 수 없다. 가상경로에 할당된 대역폭은 개별적인 QoS 모두를 보장해야 한다.

가상경로의 멀티미디어 전용 서비스 망은 사설망과 공중망의 두 가지 형태의 VC 네트워크로 이루어진다. 가상경로망은 VC망으로 전환되는 사설망과 공중망에 의해 공유되며, 사설 VC망은 사용자에 의해 가상경로망에 구축되어 사용된다. 반면에 공중망의 가상채널은 중앙에 설치되어 ATM 스위칭 시스템 서비스를 제공한다[6, 7].

기존에 네트워크에서 사용되고 있는 호 제어는 고정된 대역 만큼 할당해 주었으나 ATM에서는 통계적

다중화의 이득을 얻기 위해 허용된 손실 율에 만족하게 대역폭을 할당해 준다. 네트워크에서 동질의 호를 수락하는 것은 통계적 다중화 이득을 살릴 수 있으나 이질적인 트래픽에 대한 호 수락 제어는 동질의 호 제어보다 통계적 다중화의 이점을 많이 반영하지 못해 논리적으로 한 서비스가 이질적인 호를 하나의 가상경로에 할당하는 것이 필요하다.

2.2 가상경로의 대역폭 제어

호 수락시에 대역폭 할당은 가상경로의 사용되지 않는 대역폭이 요청된 호 대역폭과의 비교에 의해서 수행되어진다. 가상경로의 유용한 대역폭은 그 가상채널의 병렬성에 의한 시간으로 바꾸어진다. 만약에 가상경로 대역폭이 고정된다면, 사전에 정의된 최대 병렬 대역폭과 같아야 한다. 왜냐하면 링크상에서 매우 적은 가상경로의 대역폭이 효율적으로 구현되기 때문이다. 그리고 링크의 전송 용량이 가상경로간에 공유하지 못해 전송 효율성은 감소된다.

대역폭 할당 제어는 개별적인 가상경로에서 대역폭이 유동적으로 재할당 되는 것이 효율적인 방법이다. 하나의 가상 경로상에서 연결이 증가할 때에 나머지 링크 용량은 링크의 각 가상경로 제어는 로드 프로세싱을 증가하고, 감소된 로드 프로세싱의 이점은 호 수락과 거절에서 대역폭이 적게 변화므로써 유지된다. 이와 같은 연구는 Gimpelson [8]와 Shimasaki et al. [9], [10]에 의해서 연구되어왔다. 이는 스위칭과 망에 근거한 STM에서 그룹 스위칭 기법을 제안하여 분석하였다. 이 기법은 "facility switching [9]" 또는 "group transit switching [9, 10]"으로 부른다. 이들 방법에서 특수한 루트간의 중계회선 그룹과 그룹에서 회로의 수는 가상경로의 대역폭과 일치하여 회로 스위칭과 망에 기반한 STM에서 이들 기법이 구현에서 차이점이 있다.

첫 번째 차이점은 회선 그룹의 수가 바뀔 때에는 반드시 마지막 노드에서 전송 노드를 새롭게 해야 하는 회선 그룹의 스위치 연결에서 노드의 프로세싱이 증가한다.

두 번째는 그룹의 활용을 가능한 높게 해야 하는 필요성이 call-by-call 개념에서 부가적인 프로세싱 로드 그룹과 같은 회로 핸들링에 의해서 발생된다. 이와 같은 제어 종류는 스위칭과 망으로부터 복잡한 프

로시저가 요구되어 성능이 감소된다. 가상경로 대역폭이 마지막 노드의 제어 프로세서에 저장되는 대역폭의 데이터 수정에 의해서 변화될 수 있고 스위치 접근에 의해서 바꿀 수 없으므로 전송 노드와 모든 스위치는 대역폭 변화에 대한 접근이 필요하지 않다. 왜냐하면 가상경로 또는 가상채널은 타임 슬롯 위치와 관련이 없으며, 가상경로 대역폭은 가상채널에서 요구되는 가장 작은 값을 만들 수 있기 때문이다. 이들 특징은 가상경로의 셀 다중화 특성에 의해서 가능해진다.

본 논문에서는 다양한 트래픽 클래스의 만족된 QoS 요구가 하나의 가상경로에서 다중 전송될 수 있는 최소 대역폭을 계산하는 알고리즘에 의해 트래픽 클래스는 피크율, 평균율, 그리고 평균 버스트 길이와 같은 통계적 매개변수에 의해 특성화된 On-Off 소스를 고려한다. 그리고 최적인 가상경로 결합을 결정하는 알고리즘에 의해 최적 용량을 비교한다. 또한 동질의 호 제어의 단점을 극복하고, 단일 전송 링크에 대한 가상경로 대역폭 제어 알고리즘 통해 소스 노드와 목적지 노드가 다수 존재하는 다중점 대 다중점 연결에 관한 가상경로 대역폭 할당 알고리즘에 의해 시스템 성능을 분석한다.

3. 가상경로의 대역폭 할당 제어 알고리즘

ATM망에서 다중화가 가상경로 대역폭 할당의 최소 용량 결정 알고리즘에서 개별적인 셀 손실율은 버퍼의 크기 K에 대해서 초당 C 셀의 전송 용량으로 구성되어 통계적으로 다중 전송될 때에 다른 트래픽 클래스의 개별적인 셀 손실율의 계산 방법을 보인다. On-Off 자원은 두 가지 상태에서 자원이 On일 때에 초당 피크율 Δ만큼 셀을 발생시키고, 자원이 Off일 때에는 셀을 발생시키지 않는다. 동시에 On-Off인 기간은 각각 임의의 독립적인 지수 변수인 1/μ과 1/λ 만큼 분포된다.

트래픽 소스의 매개변수 Δ, μ와 λ에 의해서 완전히 특성화 될 수 있으며, 일반적으로 사용된 On-Off 자원에 대한 매개변수의 집합은 평균율 Φ(매초마다 발생된 셀의 평균 수), 버스트 길이 L(On 기간 동안에 발생된 셀의 평균 수), 그리고 버스트니스 b(피크율 Δ과 평균율 Φ사이의 비율)이다. 이들의 매개변수의 식

은 $b = 1 + \mu/\lambda, \Phi = \Delta/b, L = \Delta/\mu$ 로 나타난다.

총 트래픽 클래스의 수는 N이고, 클래스 i에 대한 $i = 1, 2, \dots, N$ 의 매개변수 Δ_i, μ_i 와 λ_i 독립적인 트래픽 소스는 M_i 라고 가정하면 하나의 클래스 내에서 자원은 통계적으로 동일하고 같은 매개변수의 집합으로 나타난다.

트래픽 모델의 정확한 분석은 중복되어 도착한 프로세스의 복잡한 특성 때문에 계산을 간단히 하기 위해서 통계적으로 동등하게 도착한 프로세스의 모델로 MMPP(Markov Modulated Poisson Process)와 확률적 유동 제어(SFF: Stochastic Fluid Flow)[11]가 많이 사용되어 왔다. 본 논문에서 MMDP(Markov Modulated Deterministic Process)방식이 동종 On-Off 트래픽[12]에서 트래픽 모델의 대기행렬은 MMDP/D/1/K 채택하였다.

$\{X(t), t \geq 0\}$ 은 상태 공간이 $S = \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$ 인 마코브 프로세스와 P 행렬에서 $m \times m$ 의 변환은 연속적 시간으로 $X(t)$ 에 의해서 구성된 도착된 프로세스를 고려하면 $X(t)$ 가 상태 $j(j \in S)$ 일 때에 셀 도착은 초당 B_j 율로 발생된다. 앞으로 셀 도착 프로세스가 항상 $X(t)$ 의 변환 후에 직접 바꾸어진다. 만약에 상태 $j(j \in S)$ 에서 $X(t)$ 의 변환이 t_0 에서 발생되면 변환 후에 첫 번째 도착 셀은 $t_1 = t_0 + 1/B_j$ 시간에 발생된다.

$1/\gamma_j(j \in S)$ 은 상태 j에서 $X(t)$ 의 평균 시간으로 이 도착 프로세스는 MMDP처럼 벡터 $B = (B_0, B_1, \dots, B_{m-1}), T = (T_0, T_1, \dots, T_{m-1})$ 과 P 행렬에 의해서 정의된다.

이중 트래픽 클래스의 경우에 클래스 I의 트래픽 소스는 $X_i^{(i)}(i = 1, \dots, N)$ 은 t에 on되고 $X_i^{(i)}$ 은 유한적 발생-소멸 프로세스이다. $X(t) = \{X_1^{(i)}, X_2^{(i)}, \dots, X_N^{(i)}\}$ 은 상태 공간이 $A \equiv \{x = (x_1, x_2, \dots, x_N) | 0 \leq x_i \leq M_i, i = 1, 2, \dots, N\}$ 인 N 차원 발생-소멸 프로세스(birth-death process)이다. $X(t)$ 는 MMDP에 의해 유사하게 나타나며, 상태 $x(x \in A)$ 안에 $X(t)$ 가 있으면 도착율은 식 (1)과 같다.

$$B_x = \sum_{i=1}^N x_i \Delta_i \tag{1}$$

그리고 상태 x에서 쓰여진 $X(t)$ 의 평균 시간은 $1/T_x$ 은 식 (2)와 같다.

$$T_x = \sum_{i=1}^N [(M_i - x_i)\lambda_i + x_i\mu_i] \quad (2)$$

식 (2)를 간략하기 위해서 벡터 x_i^+ 과 x_i^- 을 식 (3)과 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} x_i^+ &= (x_1, x_2, \dots, x_i + 1, \dots, x_N) \\ x_i^- &= (x_1, x_2, \dots, x_i - 1, \dots, x_N) \end{aligned} \quad (3)$$

$P_{x,z}$ 는 $X(t)$ 의 행렬 P 의 변환 요소이고, $x, z \in \Lambda$ 일 때에는 상태 x 로부터 z 까지의 변환 가능성을 나타낸다. $X(t)$ 가 N 차원 발생-소멸 프로세스로, $P_{x,z}(x, z \in \Lambda)$ 의 변환 가능성은 식 (4)와 같다.

$$P_{x,z} = \begin{cases} \alpha_x^{(i)} & z = x_i^+, \quad i = 1, \dots, N \\ \beta_x^{(i)} & z = x_i^-, \quad i = 1, \dots, N \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (4)$$

여기서

$$\alpha_x^{(i)} = \begin{cases} \frac{(m_i - x_i)\lambda_i}{T_x} & x \in \Lambda, \quad i = 1, \dots, N \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

$$\beta_x^{(i)} = \begin{cases} \frac{x_i\mu_i}{T_x} & x \in \Lambda, \quad i = 1, \dots, N \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$$

식 (1)을 유도하면 $\zeta_0 = 0$ 과 $\zeta_\eta (\zeta = 1, 2, \dots)$ 은 $X(t)$ 의 η 번째 변환이고, $Y(t)$ 는 t 시간에 버퍼의 셀 수이며, $[\zeta_\eta, \zeta_{\eta+1}]$ 기간 동안에 셀 도착과 시작한 셀 전송의 중간에서 변환이 발생되면, 셀 전체는 ζ_η 후에 직접 전송되어진다. 여기서 $x \in \Lambda$ 에 대한 벡터를 정의하면 식 (5)와 같다.

$$\pi_{x,k} = (\pi_{x,0}, \pi_{x,1}, \dots, \pi_{x,K}) \quad (5)$$

마코브 연결 상태는 식 (6)과 같다.

$$\begin{aligned} \pi_{x,k} &= \lim_{\eta \rightarrow \infty} P\{X(\zeta_\eta^+) = x, Y(\zeta_\eta^+) = k\} \\ &x \in \Lambda, \quad k = 0, 1, \dots, K \end{aligned} \quad (6)$$

시스템의 선형 방정식은 π_x 와 $e = (1, 1, \dots, 1)$ 에 의해서 식 (7), (8)과 같다.

$$\pi_x = \sum_{i=1}^N (\alpha_x^{(i)} \pi_{x_i} A_{x_i} + \beta_x^{(i)} \pi_{x_i} A_{x_i^-}), \quad x \in \Lambda \quad (7)$$

$$\sum_{x \in \Lambda} \pi_x e^T = 1 \quad (8)$$

여기서 $e = (1, 1, \dots, 1)$ 이다. 확률적 행렬 $A_x (x \in \Lambda)$ 은 B_x 와 C 사이의 관계식에 따라 정의된다. $B_x < C$ 이기 때문에, A_x 의 하 삼각 행렬은 식 (9) 같이 주어진다.

$$A_x = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ p_x & 1-p_x & 0 & \dots & 0 \\ p_x^2 & p_x(1-p_x) & 1-p_x & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ p_x^K p_x^{K-1} & (1-p_x) p_x^{K-2} & (1-p_x) 1-p_x & \dots & 1-p_x \end{bmatrix} \quad (9)$$

여기서 $p_x = \exp\{-\gamma_x / (C - B_x)\}$ 에서 $B_x = C$ 이기 때문에 A_x 는 동일한 행렬에 의해서 유사하게 나타난다. $B_x < C$ 이면 A_x 의 상 삼각 행렬은 식 (10)과 같이 주어진다.

$$A_x = \begin{bmatrix} 1-p_x & p_x(1-p_x) & p_x^2(1-p_x) & \dots & p_x^K \\ 0 & 1-p_x & p_x(1-p_x) & \dots & p_x^{K-1} \\ 0 & 0 & 1-p_x & \dots & p_x^{K-2} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 1 \end{bmatrix} \quad (10)$$

여기서 $p_x = \exp\{-\gamma_x / (B_x - C)\}$ 에서 $\pi_x (x \in \Lambda)$ 로부터 전 반적인 셀 손실 가능성을 σ 을 계산할 때에 $S_{x,k}$ 은 $x \in \Lambda$ 에서 $X(\zeta_\eta^+) = x$ 이고 $Y(\zeta_\eta^+) = k$ 로 주어지는 $[\zeta_\eta, \zeta_{\eta+1}]$ 의 기간 동안에 도착하는 셀의 총 계수이다. 여기서 $x \in \Lambda$ 과 $k = 0, \dots, K$ 이다. 또한 $R_{x,k}$ 은 같은 기간 동안에 거절되는 셀의 총 계수는 식 (1)에 의해서 식 (11)과 같다.

$$\begin{aligned} E(S_{x,k}) &= \frac{B_x}{\gamma_x} \\ E(R_{x,k}) &= \begin{cases} \frac{p_x^{K-k+1}}{1-p_x} & \text{if } B_x > C \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \end{aligned} \quad (11)$$

그리고 전체적인 셀 손실 가능성 σ 은 식 (12)와 같이 주어진다.

$$\sigma = \frac{\sum_{(x,k) \in \Omega} E(R_{x,k}) \pi_{x,k}}{\sum_{(x,k) \in \Omega} E(S_{x,k}) \pi_{x,k}} = \frac{\sum_{x \in V} \frac{p_x y_{x,K}}{1-p_x}}{\sum_{x \in \Lambda} \frac{B_x p_x}{\gamma_x}} \quad (12)$$

여기서 항상 $\Omega \equiv \{(x,k) | x \in \Lambda \text{이고}, 0 \leq k \leq K\}$, $V \equiv \{x \in \Lambda | B_x > C\}$, $p_x \equiv \pi_x e^T$ 와 y_x, k 는 벡터 $y_x \equiv \pi_x A_x$ 의 마지막 요소이다. 개별적인 셀 손실 가능성을 계산하려면, $S_{x,k}^{(i)}$ 와 $R_{x,k}^{(i)}$ 은 $X(\zeta_n^+) = x$ 이고, $Y(\zeta_n^+) = k$ 이면 주어진 $[\xi_n, \xi_{n+1}]$ 의 기간 동안에 각각 손실된 클래스 i 의 셀 계수이다. $[\xi_n, \xi_{n+1}]$ 의 기간 동안에 셀 손실은 클래스 i 로부터 도착한 총 셀 수는 이 기간 동안에 총 셀의 수의 $(x_i \Delta_i / B_x)$ 이다. 클래스 i 에 대한 개별적인 셀 손실 가능성 σ_i 는 식 (13)과 같다.

$$\sigma_i = \frac{\sum_{(x,k) \in \Omega} E(R_{x,k}^{(i)}) \pi_{x,k}}{\sum_{(x,k) \in \Omega} E(S_{x,k}^{(i)}) \pi_{x,k}} = \frac{\sum_{x \in V} \frac{p_x y_x k^{x_i \Delta_i}}{(1-p_x) B_x}}{\sum_{x \in \Lambda} \frac{x_i \Delta_i p_x}{\gamma_x}} \quad (13)$$

$P_x(x \in \Lambda)$ 에서 $X(t)$ 의 안정 상태 분포율이고, $q_x(x \in \Lambda)$ 로 결정될 수 있다. 식 (2)의 q_x 에서 P_x 의 계산은 식 (14)와 같다.

$$P_x = \frac{\gamma_x q_x}{\sum_{x \in \Lambda} \gamma_x q_x}, \quad x \in \Lambda \quad (14)$$

$X_1(t), X_2(t), \dots, X_N(t)$ 은 모두 불규칙한 변수로서 독립적인 이항식은 식 (15)와 같다.

$$q_x = \prod_{i=1}^N \left(\frac{M_i}{x_i} \right) \left(\frac{\lambda_i}{\lambda_i + \mu_i} \right)^{x_i} \left(\frac{\mu_i}{\lambda_i + \mu_i} \right)^{M_i - x_i}, \quad x \in \Lambda \quad (15)$$

$P_x \equiv \pi_x e^T$ 의 가능성은 π_x 의 값이 없어도 계산되어지며, $y_x \equiv \pi_x A_x$ 의해 A_x 는 확률적 행렬은 다음 식 (16)과 같은 관계를 가진다.

$$y_x e^T = \pi_x A_x e^T = \pi_x e^T = p_x \quad (16)$$

A_x 에 의해 식 (7)과 (8)을 동시에 계산함으로써 y_x 에 대한 선형 방정식은 식 (17), (18)과 같다.

$$y_x = \left(\sum_{i=1}^N (\alpha^{(i)}_{x_i} y_{x_i} + \beta^{(i)}_{x_i} y_{x_i}) \right) \cdot A_x, \quad x \in \Lambda \quad (17)$$

$$\sum_{x \in \Lambda} y_x e^T = 1 \quad (18)$$

식 (17), (18)에 의해서 $y_x e^T = p_x$ 을 얻었고, 항상 p_x 는 식 (14)와 (15)로부터 계산될 수 있으며, 수렴 시간 단축은 식 (17)을 이용하여 수행한다. 개별적인 셀 손실율은 식 (13)과 같고, 가상경로의 최소 용량을 결정하는 알고리즘에 의해 다른 트래픽 클래스가 다중 전송될 때에 모든 개별적인 QoS는 만족하게 된다.

트래픽이 N 클래스라 하면, 각 트래픽 클래스 $i, i = 1, \dots, N$ 에 대해, 피크율 Δ_i , 평균율 Φ_i , 평균 버스트 길이 L_i , 독립적인 트래픽 소스의 숫자 M_i , 그리고 필요한 셀 손실 가능성 Q_i 을 포함한 트래픽 매개변수로서 최소 요구 용량 C 를 결정할 수 있다. 최소 요구 용량 C 의 결정 알고리즘은 아래와 같다.

단계 1). 필요한 용량의 하한 영역($C_{lowerbound}$)과 상한 영역($C_{upperbound}$)은 아래와 같다.

$$C_{lowerbound} = \sum_{i=1}^N M_i \Phi_i, \quad C_{upperbound} = \sum_{i=1}^N M_i \Delta_i$$

$a = C_{lowerbound}$, $d = C_{upperbound}$, 그리고 식 (14)와 (15)을 사용해서 $\{p_x\}$ 을 계산한다.

단계 2). $j \leftarrow 0, \delta_i^{(j)} \leftarrow 0, i = 1, \dots, N, C = a + (d-a)/2$ 와 $y^{(0)}$ 을 초기화한다.

단계 3). 식 (17)를 사용해서 $x \in \Lambda$ 을 계산한다.

$$y_x^{(j+1)} \leftarrow \left[\sum_{i=1}^N (\alpha^{(i)}_{x_i} y_{x_i}^{(j+1)} + \beta^{(i)}_{x_i} y_{x_i}^{(j)}) \right] \cdot A_x,$$

$$y_x^{(j+1)} \leftarrow \frac{p_x}{e^T} \cdot \frac{y_x}{y_x^{(j+1)}}$$

단계 4). 식 (17)을 이용해서, 개별적인 셀 손실 가능성 $\sigma_i^{(j+1)}$, For $i = 1, 2, \dots, N$ 을 계산한다.

단계 5). $\sigma_i = \sigma_i^{(j+1)}$ 의 검토에 의해 $\sigma_i^{(j+1)} - \frac{|\sigma_i^{(j+1)} - \sigma_i^{(j)}|}{\sigma_i^{(j+1)}}$

$\leq \epsilon$, 그래서 $j \leftarrow j + 1$ 하고, 단계 3으로 간다.

단계 6). $\sigma_i = \sigma_i^{(j+1)}$ 하고 테스트한다. 만약에 $\sigma_i \leq Q_i, \forall i$ 에서

① $i = \dots, N$ 대해 $\sigma_i > Q_i$, 이면, $a = C$ 이고,

단계 2로 간다.

- ② $\sigma_i < Q_i$ 이면 $d=C$ 이고 단계 2로 간다.
- ③ 아니면 프로세스를 끝내고 C 를 찾는다.

위의 알고리즘에서 단계 3은 빠른 계산 시간을 갖는 방정식으로 단계 3의 두 번째 방정식은 반복 후의 확실한 p_x 값과 같은 벡터 y_x 의 모든 요소의 합을 보장하며 수행된다. 단계 6은 만족된 모든 QoS 요구에 대한 최소 용량을 검색하는 이분법이다. ATM 다중화에서 N 개의 On-Off 트래픽 클래스를 고려하면, $i = 1, 2, \dots, N$ 인 i 의 각 트래픽 클래스의 소스는 클래스가 On 상태이고, Q_i 의 QoS 필요성이 요구될 때 Δ_i 의 피크율에서 셀을 발생시킨다. 다른 총 용량이 각 필요한 가상경로 조합의 트래픽을 조정하여 요구하는 총용량을 최소화하는 최적의 가상경로 조합을 결정하는 알고리즘은 다음과 같다.

단계 1). $I = \min_{\text{arg}} \{Q_i\} \quad (1 \leq i \leq N)$

$J = \max_{\text{arg}} \{Q_i\} \quad (1 \leq i \leq N)$

단계 2). 만약에 $I=J$ 이면 모든 트래픽 클래스를 포함하고, 트래픽 클래스 J는 가장 높은 피크율을 가지고 가장 적절한 QoS가 요구된다. 따라서 모든 트래픽 클래스는 하나의 가상 경로상에서 통합되어야 한다. 가상경로의 최소 용량은 모든 i 에 대해서 $\sigma_i \leq Q_i$ 는 최소 요구 용량 알고리즘을 이용해서 결정될 수 있다. 또는 만약에 $I \neq J$ 이면 분리 정렬이 필요하다. 처음에 두 그룹에서 트래픽 클래스는 분리되고, 각 클래스는 적어도 하나의 가상 경로에 의해서 지원된다. 모든 트래픽으로 구성된 첫 번째 그룹은 $Q_i \leq Q_j$ 에 속하고, 반면에 두 번째 그룹은 트래픽 클래스의 나머지를 포함한다.

단계 3). 만약 분리각 각 그룹의 단계 1)과 2)을 통해서 진행될 때 필요하면 각 그룹을 체크한다. 그러나 각 그룹의 클래스의 수는 더욱 적어지며, 각 그룹의 가상경로는 최소 요구 용량 결정 알고리즘에 의해 요구되는 총 용량은 모든 가상경로 용량의 합이다.

알고리즘은 트래픽 클래스가 요구하는 총용량을 최

소화하고, 다른 가상경로 내에서 어떻게 그룹 되어지는 결정은 ATM 다중화에서 최적 해답을 비교할 때 제안된 알고리즘이 잘 수행 될 수 있는가의 여부는 다음 장의 시뮬레이션을 통해 그 결과를 보여줄 것이다.

4. 시뮬레이션 결과 및 검토

가상경로의 대역폭을 제어하는 시뮬레이션에서 알고리즘은 먼저 병렬 대역폭이 마지막 노드에 도착한 새로운 호 연결에 대해서 충분하지 않으면, 특정한 단계에 의해서 증가된 대역폭을 요구한다. 두번째는 만약에 대역폭을 증가해서 할당되면, 호에 대한 가상 경로를 설치하고, 아니면 병렬 대역폭을 유지하여 호를 거절한다. 셋번째는 특정한 단계에 의해서 대역폭 감소가 가능하면, 가상경로의 활용 상태에 따른다. 대역폭 변화의 크기는 망의 매개변수에 의하여 IBM PC-586에서 MATLAB을 사용하여 시뮬레이션을 수행하였다.

최적 가상경로 조합을 결정하는 알고리즘은 가상 경로 조합이 어떻게 최적으로 요구하는 총용량에 도달할 수 있는가에 있으므로 다양한 트래픽 환경에서 제안된 알고리즘의 수행 성능은 평가는 셀 손실율은 항등 비트율(CBR)의 가상경로뿐만 아니라 가변 비트율(VBR)의 가상경로에서도 QoS가 보장되어야 하므로 다른 QoS 조합을 테스트하기 위해서 각 QoS 요소는 $10^{-2} \sim 10^{-9}$ 사이에서 독립적으로 변화는 것을 허용한다.

세 가지 트래픽 클래스(데이터, 영상, 음성)가 ATM 다중화에서 다중 전송되는 것을 고려하였다. 가상 경로에 지원되는 하나의 트래픽 클래스가 요구하는 각 트래픽 매개변수를 조사하여, 두 개의 다중 트래픽 클래스에 대한 QoS 변화에서 가상경로 조합에 요구되는 총 용량은 동질 트래픽 흐름과 이질 트래픽 흐름으로 분류하여 가상경로의 고정된 버퍼 크기는 $K = 50$ 으로 가정한다.

매개변수는 요구된 용량에 가장 중요한 영향을 미치므로 매개변수의 기준은 $\Delta=5, b=10, L=200$ 인 경우 기본으로 사용하고, 또한 하나의 매개변수가 다른 경우와 비교하기 위해 QoS 값이 요구되는 형태는 (그룹 2)와 같이 나타낸다. 실선은 기본 선인 반면에 각 다른 3개의 선은 매개변수를 중에 단지 하나만 변화

는 경우와 대응한다.

QoS(셀 손실 가능성)는 10^{-m} 이며, 선들은 변수 m 이 2부터 10까지 일때에 만족되는 QoS 필요성의 요구 용량을 나타낸다. (그림 2)에서 4개의 곡선 중 가장 상위 곡선을 제외한 3개의 다른 곡선은 거의 같은 요소를 가지는 것을 보여주고 있으며, 상위 곡선은 기본 곡선과 비교할 때 최대 피크율의 경우와 상응한다. 이와 같이 증분 용량은 만족된 QoS 요구성이 최대 피크율의 경우보다 큰 것을 요구하는 것을 나타낸다. 이것은 피크율이 요구되는 용량을 결정하는 가장 중요한 트래픽 매개변수이다.

버스트니스가 요구 용량에 영향을 미쳐도 증분 용량은 기본 곡선과 다르지 않으며, 반면에 버스트 길이는 (그림 2)에서 2개의 곡선이 거의 겹쳐져 보인 것처럼 요구한 용량에 많은 영향을 미치지 않는다. 이제 다른 QoS 요구와 분류하여 다중 트래픽에 대한 2개의 가상경로 조합의 총 요구 용량을 검토하기 위해 첫째는 통합 접근에 대해 원점과 목적지 사이에서 다양한 트래픽 클래스로부터 모든 VC는 하나의 가상경로상에서 다중 전송된다. 가상경로에 할당된 용량은 개별적 QoS를 만족할 수 있도록 충분히 커야한다.

두 번째는 분리 접근으로 원점과 목적지의 한 쌍 사이에서 다중 가상경로는 제공되고 각 가상경로는 동일한 흐름 성질과 같은 QoS 요구성을 가진 VC를 지원한다. 각 가상경로에 할당된 용량은 트래픽 클래스의 QoS가 지원할 수 있도록 충분해야 한다.

가상경로 망의 대역폭 할당 알고리즘을 사용해서 동시에 동질과 이질 트래픽 흐름에 대한 두 가지 접근 방식의 수행 성능을 비교하기 위해 실험에서 On-Off 소스(데이터, 영상, 음성)의 3가지 형태를 고려한다. 동질의 트래픽 흐름은 분류된 두 개의 트래픽과 다른 QoS 요구에 대한 On-Off 소스들의 트래픽 성질은 <표 1>을 가정하고, 셀의 길이는 53Byte라고 가정한다.

<표 1> On-Off 소스의 트래픽 성질
<Table 1> Traffic characteristics of on-off sources

Classes	Traffic	Peak Rate Δ_i (Mbps)	Burstiness b_i	Burst length L_i (cells)
1	Data	10	10	339
2	Image	2	23	2604
3	Voice	0.064	3	58

각 클래스는 $M_1=M_2=20$ 과 같은 수를 가지며, 셀 손실 가능성 (QOS_1 과 QOS_2)은 각각 10^{-m} 과 10^{-n} 이다. 다른 QoS 값에 대한 두 가지 접근 방식의 성능을 비교하기 위해 총 요구 용량은 m 값이 n 으로 변화할 때 (그림 3)과 같이 나타난다.

실선은 통합 접근 방식인 반면에 점선은 분리 접근 방식이다. 수평으로 고정된 실선은 가장 적절한 QoS로 가상경로 용량이 요구된 통합 접근 방식에서 결과가 얻어진다.

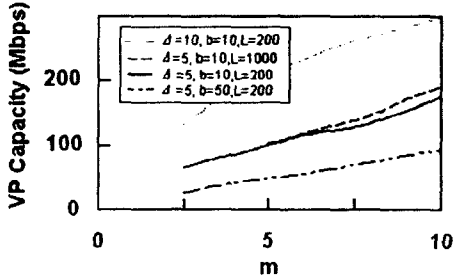
(그림 3)에서 결과는 통합 접근방식은 $m=2$ 이고 $n > 6$ 인 경우 $QOS_1=10^2$ 이고, $QOS_2 < 10^{-6}$ 를 제외한 거의 모든 셀에 대해서 분리 접근보다 용량이 적게 요구된다. $m=3$ 인 경우 $n > 10$ 이면 보간법에 의해 분리 접근이 되어 성능이 더 좋아진다. 이것은 m 과 n 의 중요한 차이점으로 접근 방식의 결정에 좋은 지시자가 된다.

이질 트래픽 흐름은 다른 QoS와 분류된 두 개의 트래픽인 클래스 1과 클래스 2을 고려하여 각 클래스는 같은 자원 수 $M_1=M_2=20$ 를 가지며, 셀 손실 가능성인 QOS_1 과 QOS_2 는 각각 10^{-m} 과 10^{-n} 된다.

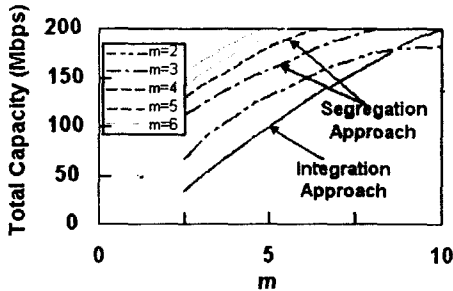
고정된 m 값에 따라 n 의 변화는 두 가지 접근 방식의 총 요구 용량에 따라 두 개의 트래픽 클래스의 흐름 성질이 다르므로 고정된 n 과 변하는 m 에 대한 결과는 (그림 4)와 같다. 실선은 두 개의 같은 영역내에서 항상 $n > m$, 또는 $QOS_2 < QOS_1$ 처럼 분리 접근 방식이 통합 접근 방식보다 더 적게 요구된다. 즉, 통합 접근 방식은 $QOS_2 \geq QOS_1$ 일 때에 더 좋게 나타난다. 동시에 용량이 결정되는 접근 방식에서 개별적인 QoS 요구를 만족시킨다. 이것은 클래스 1 트래픽의 피크율이 클래스 2의 트래픽 (2 Mbps)보다 더 높고, 높은 피크율 트래픽이 더 낮은 QoS일 때에 결과는 분리 접근 방식의 성능이 더 좋다는 것을 나타낸다. 반면에 높은 피크율 트래픽이 가장 적절한 QoS를 요구할 때에는 통합 접근 방식에서 총 요구 용량이 적어 좋은 선택이 된다.

(그림 5)는 최적 가상경로 조합 대 목적 가상경로 조합의로서 실선은 다른 QoS 조합에 대한 최적의 가상경로 조합에 의해서 최적의 요구 용량을 표현하고, 점선은 제안된 알고리즘으로부터 얻어진 가상경로 조합에 의해서 요구되는 총 용량으로서 두 개의 곡선이 거의 겹쳐져 나타난다. 이는 제안된 알고리즘 성

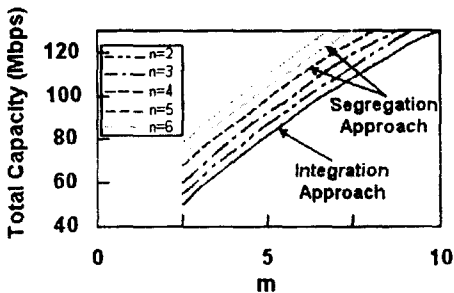
능이 우수함을 보이고 있는 결과이다.



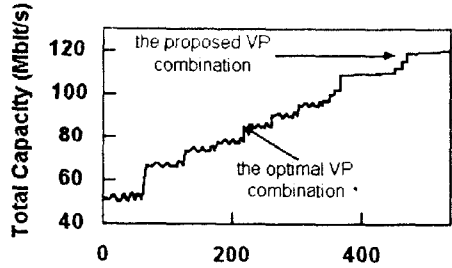
(그림 2) 트래픽 매개변수 분석(QoS = 10^{-m})
(Fig. 2) Analysis of traffic parameters(QoS = 10^{-m})



(그림 3) 동일 트래픽을 대상으로한 통합접근방식 대 분리 접근방식 비교(Class 1 = Data, Class 3 = Voice)
(Fig. 3) Integration approach vs. segregation approach for homogeneous traffic (Class 1 = Data, Class 3 = Voice)



(그림 4) 이질 트래픽을 대상으로한 통합접근방식과 분리 접근방식 비교(Class 1 = Data, Class 2 = Image)
(Fig. 4) Integration approach vs. segregation approach for heterogeneous traffic (Class 1 = Data, Class 2 = Image)



(그림 5) 최적 VP 조합 대 목적 VP 조합의 비
(Fig. 5) The optimal VP combination vs. the proposed VP combination of rate

5. 결 론

멀티미디어 서비스를 위한 ATM망에서 정보 전달을 위한 기능 요건은 각 정보 유형에 따라 가상 연결 및 채널을 이용한 비동기식 전송 모드의 버퍼링 및 다중화 원리를 효율적으로 사용하여 복잡하고 다양한 특성을 지닌 서비스들을 수용하기 위해 전송 대역폭을 효과적으로 운용하는 것이다. 이것은 가상경로에서 새로운 서비스를 위해 필요한 기술이다.

가상경로상에서 다양한 트래픽 클래스의 개별적인 QoS가 다중 전송을 안전하게 하기 위해 요구되는 최소 용량을 결정하는 알고리즘에 의해 매개변수 요구 따라 트래픽을 검토하였다.

본 논문에서는 두 개의 트래픽을 지원하는 가상경로 조합인 통합과 분리 접근 방식에 의한 수치적 결과에 의해 다른 QoS를 필요로 하는 다중 클래스를 지원하기 위해 동시에 피크 율과 최적 가상경로 조합을 결정할 수 있는 QoS 정보를 이용해서 수치적 결과에 의해 제안된 알고리즘의 효율성을 증명하였다. 멀티미디어 서비스를 위한 표준 시스템이 개발되기 전에 QoS를 개선하기 위해 ATM 서비스 망을 위한 호 수락 제어 기법은 동질의 호에 대한 단점을 극복하기 위해 가상경로 대역폭에서 이질적인 트래픽들을 공유하면서 통계적 다중화 이득의 장점을 취하는 방법을 제시하였다. 시스템의 문제 해결을 위해 통계적 다중화 이득을 구하는 모델은 MMDP의 모델을 이용한 수학적 모델로 분석하여 시뮬레이션 하였다.

제안된 알고리즘은 최대 대역폭 효율에 따른 가상경로상에서 동일하게 다중 전송되어야 하는 트래픽

클래스를 효율적으로 결정할 수 있었다. 앞으로 연구 방향은 가상경로망에서 다중 전송되는 대역폭 범위에 대한 QoS 조합에 따른 전체 용량 평가가 필요하다.

참 고 문 헌

[1] G. M. Woodruff, R. Kositpaiboon: "Multimedia Traffic Management Principles for Guranteed ATM Network Performance," IEEE J. SAC., pp. 437-446, April 1990.

[2] K. Sato, S. Ohta, and I. Tokizawa, "Broadband ATM Network Architecture Based on Virtual Path," IEEE Trans. Commun., vol. 38, no. 8, pp. 1212-1222, Aug. 1990.

[3] N. Tokura, H. Obara, and K. Sato, "High-Speed ATM Transport System Experiment Base on Virtual Path Techniques," in Proc. ISSLS '91, Amsterdam, The Netherlands, pp. 155-161, Apr. 1991.

[4] Y. Sato, and K. Sato, "Virtual Path and Link Capacity Design for ATM Networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 9, no. 1, pp. 104-111, Jan. 1991.

[5] K. Sato and I. Tokizawa, "Flexible asynchronous transfer mode network utilizing virtual paths," in Proc. ICC'90, pp. 318.4.1-318.4.8., Apr. 1990.

[6] Sanjay Gupta, Keith W. Ross, "Routing in Virtual Path Based ATM Networks," Globecom '92, vol. 1, pp. 571-575, 1992.

[7] Tomonori Aoyama, Ikuo Tokizawa, and Ken-ichi, Sato, "ATM VP-Based Broadband Network for Multimedia Services," IEEE Commun. Mag., pp. 30-39, April 1993.

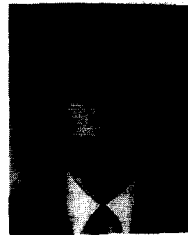
[8] L. A. Gimpelson, "Analysis of mixtures of wide-Area and narroe-band traffic," IEEE Trans. Commun. Technol., vol. COM-13, 3, pp. 258-266, Sept. 1965.

[9] N. Shimasaki, A. Okada, and T. Yamaguchi, "Group transit switching-a new operational approach to be applicable to switvhed communication netwrk," in Proc. ICC'74, Minneapolis, MA, pp. 11D.1-11D.5., June 1974.

[10] N. Shimasaki, A. Okada, and T. Yamaguchi, "Group transit switching-a new operational approach to be applicable to switvhed communication netwrk," Trans. IECS Japan, vol. E59, 3, pp. 9-15, Mar. 1976.

[11] D. Anick, D. Mitra, M. M. Sondhi, "Stochastic Theory of a Data-Handling System with Multiple Source," Bell System Technical Journal, vol. 61, no. 8, pp. 1871-1894, October, 1982.

[12] T. Yang and D. H. K. Tsang, "A novel approach to estimating cell loss probability in an ATM multiplexer loaded with homogenous bursty source", Proc. GLOBECOM '92, pp. 511-517, 1992.



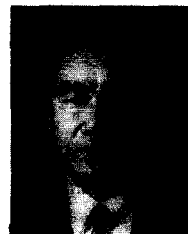
장 응 철

1988년 조선대학교 컴퓨터공학과 졸업(공학사)
 1990년 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과(공학석사)
 1997년 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 박사과정 수료
 1990년~현재 목포전문대학 전

산정보처리과 조교수
 관심분야: 멀티미디어 시스템, 영상처리

이 정 재

1985년 조선대학교 컴퓨터공학과 졸업(공학사)
 1987년 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과(공학석사)
 1994년~현재 송원전문대학 전자계산학과 전임 강사
 관심분야: 영상처리, 멀티미디어



오 무 송

1994년 한국정보과학회 호남·제주 지부장 역임
 1983년~현재 조선대학교 공과대학 컴퓨터공학과 교수
 1996년~1997년 일본 대판부립 대학 공학부 정보공학과 객원 교수

관심분야: 멀티미디어 시스템, 소프트웨어 공학