

공중 B-ISDN과 ATM LAN 연동을 위한 VP 자원 관리 알고리즘

정희원 정일영*, 이상목**, 이상홍**

Algorithm for VP Based Resource Management in Interworking between Public B-ISDN and ATM LAN

Il-Young Chong*, Sang-Mok Lee**, Sang-Hong Lee** *Regular Members*

요 약

공중 B-ISDN과 사설 ATM망의 연동에서 중요한 이슈중의 하나는 가입자망으로부터 입력되는 트래픽을 공중망에서 효율적으로 수용하는 것이다. 본 논문은 공중 ATM 망과 사설 ATM 망의 트래픽 연동에서 VP 기반의 트래픽 자원을 할당하는 방안으로 VP의 용량을 동적으로 할당하는 새로운 알고리즘을 제안하고 있다. 제안된 알고리즘은 동질적(homogeneous) 트래픽 소스를 위해 요구되는 VP 대역을 적은 계산비용으로 효율적으로 계산하게 되며, 이질적(heterogeneous) 트래픽 소스들에 대해서는 동질적 트래픽 소스들에 대한 가상의 VP 대역을 반복적인 계산 알고리즘(DVA(Dynamic VP-bandwidth Allocation) Algorithm)을 통하여 계산하게 될 것이다. 공중 B-ISDN과 사설 ATM망의 연동에서 제안된 알고리즘을 이용하여 사설 ATM망으로부터 공중망 B-ISDN으로 유입되는 트래픽의 불확실성을 최소화 할 수 있도록 하며, VP 기반의 효율적인 자원 관리 알고리즘은 공중망의 자원을 효율적으로 관리하여 ATM망 서비스의 품질 보장을 위한 알고리즘으로 활용될 것이다.

ABSTRACT

The most important issue in internetworking between public B-ISDN and private ATM network may be how to support incoming traffic from private ATM networks at a public B-ISDN. This paper proposes a new algorithm to compute VP bandwidth based on VP resource management dynamically. The algorithm computes required VP bandwidth for homogeneous traffic sources with minimal computation cost, and for further application of heterogeneous traffic sources DVA (Dynamic VP-bandwidth Allocation) algorithm is proposed to compute virtual VP bandwidth for each homogeneous traffic source. The algorithm proposed will minimize the uncertainty of incoming traffic from private ATM networks to a public B-ISDN, and the efficient VP based resource management scheme of the algorithm will be useful for guaranteed QoS of network service in the interworking between public B-ISDN and private ATM network.

I. 서론

사설 ATM망의 트래픽 특성은 공중 B-ISDN에서 나타나는 트래픽 특성 및 이를 제어하기 위한 기본적인 요구 조건면에서 매우 유사하다. 단지, 트래픽

을 제어하고, 관리하는 방법 및 알고리즘에서 적용되는 파라미터 및 QoS 한계치에서 다소 달라지게 된다. 특히, ATM망에 입력되는 버스티 트래픽은 서비스 형태 및 종류에 따라 다양하고, 정보의 속도도 시간적으로 변화하는 특성을 지니고 있다. ATM의 버스티 트래픽중에서 대표적인 VBR (Variable

* 한국외국어대학교(ychong@ice.hufs.ac.kr)

** 한국통신 기술평가센터

** 논문번호 : 98268-0629, 접수일자 : 1998년 6월 29일

Bit Rate)트래픽은 실시간 및 비 실시간 서비스 종류에 따라 요구되는 QoS도 다양하다.

공중 B-ISDN과 사설 ATM 망간의 연동에서 핵심적인 역할을 담당하는 망기능은 트래픽 연동이라고 볼 수 있는데, 사설망을 통해 공중망으로 유입되는 트래픽의 효율적인 연동구조를 살펴보기 위하여 망 연동 구조의 시나리오를 검토하는 것은 매우 중요하다. 본 논문에서는 양 망간의 트래픽 스트림이 효율적으로 연동되는 구조를 살펴 보고자 한다.

그림 1은 공중 B-ISDN이 사설 ATM망에 대하여 일종의 링크 역할을 하는 경우이다. 공중 B-ISDN 망의 노드 및 전송링크는 사설 ATM망 서비스에 대하여 투명하게 된다. 이를 위해서 공중 B-ISDN은 사설 ATM망의 신호 및 라우팅 정보를 중간 처리과정 없이 그대로 통과시키게 된다. 대표적인 예로 공중 B-ISDN망의 PVC (Permanent Virtual Connection)를 이용하여 사설 ATM망간 연결이 이루어지는 경우이다. 이는 초기 단계에 사설 ATM망에서 보다 많은 ATM 서비스가 발생될 경우에 적합한 망 연동 구조이다.

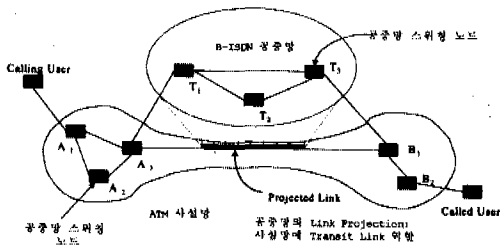


그림 1. 공중 B-ISDN과 사설망 ATM 망 상호 접속을 위한 구조: Projected Link
Fig. 1 Interconnection Architecture between Public B-ISDN and Private ATM Network: Projected Link

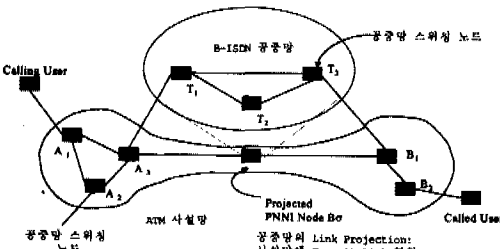


그림 2. 공중 B-ISDN과 사설망 ATM 망 상호 접속을 위한 구조: Projected, Node
Fig. 2 Interconnection Architecture between Public B-ISDN and Private ATM Network: Projected Node

그림 2는 사설망 또는 공중망의 전달노드(transit

node) 기능이 공중 B-ISDN 스위치에서 수행되는 접근 방안이다. 사설망의 PNNI기능도 부분적으로 B-ISDN에서 처리되어 라우팅 및 중간노드 역할이 B-ISDN 내에서 이루어진다. 트래픽 흐름 측면의 효율적인 연동은 두 망간의 서로 다른 QoS 파라미터들의 매핑 및 관리 기능이 적절하게 처리 되어서 전체적인 단-대-단(end-to-end) 서비스 QoS가 만족 되도록 하여야 할 것이다.

그림 3의 시나리오는 사용자 정보가 공중B-ISDN 스위치 및 전송 시스템에 VC혹은VP 레벨로 입력된다. 그러나 PNNI 정보는 중간개입 없이 투명하게 ATM LAN등의 사설망으로 전달된다. 이 경우 사설 ATM망의 신호는 공중망의 UNI 신호 체제에 따라 수행되도록 인터페이스 되어야 하고, 사용자 정보를 위한 인터페이스도 공중 B-ISDN UNI가 적용되어야 한다. 이는 VP 레벨에서 자원할당이 이루어지고, PNNI 라우팅 정보는 사용자 정보로 취급되어 다른 사설 ATM망의 시스템에 전달된다.

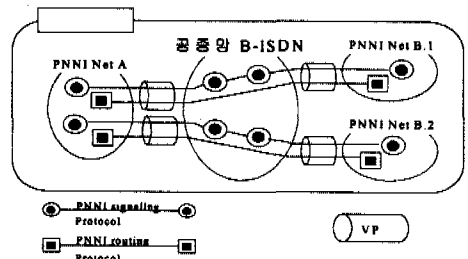


그림 3. 트래픽 스트림의 연동 구조 시나리오: Local 스위치에서의 인터페이스
Fig. 3 Interworking Architecture Scenario of Traffic Stream: Interface at Local Switch

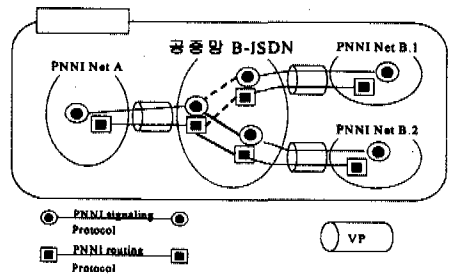


그림 4. 공중 B-ISDN과 사설 ATM 망과의 연동 구조 시나리오
Fig. 4 Interworking Architecture Scenario between Public B-ISDN and Private ATM Network

그림 4의 시나리오는 사용자 정보 및 PNNI 라우팅 정보가 공중망의 신호와 연계되어 공중 B-ISDN

과 사실 ATM망이 통합되는 단계를 가리킨다. 이 경우 공중 B-ISDB 교환 시스템 혹은 인터페이스 장치에서 사실 ATM망의 라우팅이 효과적으로 처리될 수 있도록 구현 되어야 한다. 그리고 이용자 정보도 공중 B-ISDN의 이용자 정보와 같이 처리된다. VP 레벨 혹은 VC 레벨 형태로 공중 B-ISDN 시스템에 입력될 수 있는데, VP 레벨의 인터페이스가 적절할 것이다.

본 논문은 ATM 트래픽 연동에서 위의 2가지 시나리오 중 초기단계로 가장 많이 이용하게 될 것으로 전망되는 VP 기반 B-ISDN 트래픽 관리 기법을 제안한다. 즉, 서비스 별로 그룹화하여 이에 해당하는 VP 자원을 할당하는 기법을 도입하였다. 입력되는 트래픽을 실시간 및 비실시간 특성의 트래픽으로 구분하고, 유사한 서비스 트래픽 특성을 지닌 것들로 구분하여 VPI를 할당하며, 주어진 각 VP에 대한 자원을 동적으로 할당하는 알고리즘을 본 논문에서 제안하였다.

각 VP에 대한 대역폭은 DVA (Dynamic VP-bandwidth Allocation) 알고리즘을 통하여 동적으로 가상의 VP 대역폭이 산출되는데, 이는 [6]에 기술된 CMA (Cost Minimization Algorithm)를 이용하여 반복적인 과정을 통하여 최적의 VP 용량값을 설정한다.

II. ATM 트래픽의 모델링

ATM의 버스트 트래픽 소스는 on 상태와 off상태가 번갈아 일어나며, 버스트 기간동안에는 일정한 간격(예, D 슬롯)으로 셀을 생성하지만 off상태의 기간동안에는 어떠한 셀도 생성하지 않는다. 여기서 여러 개의 동질 VC(Homogeneous VP)들이 다중화될 때, D슬롯은 다중화된 셀 스트림의 프레임으로 정의할 수 있다. 버스트 트래픽 소스는 평균 버스트 길이 $1/\mu$ 와 평균 off 기간의 길이 $1/\lambda$ 를 이용하여 다중화된 ATM 버스트 트래픽 소스의 특성을 기술할 수 있다. 그리고 ATM 버스트 트래픽 소스의 특성을 분석하는 또 다른 파라미터는 버스트율(burstiness) (β)이다. 소스가 버스트 상태에 있을 때의 셀 전송 속도와 셀 평균 속도의 비로 나타낼 수 있는데, 버스트율은 ($= \frac{1}{\mu} (\frac{1}{\lambda} - \frac{1}{\mu})$)로 정의되어진다.

ATM 버스트 트래픽 모델로부터 버스트내에 있는 소스 숫자가 프레임 D보다 클 때 시스템이 셀들

을 수용하지 못하고 ATM 시스템은 셀 손실을 경험할 수 밖에 없게 된다. 여기서 셀들이 폐기되는 평균 기간을 손실 기간(loss period)이라 한다

많은 버스트 소스들을 다중화하는 시스템에서 상태천이는 Markov birth-and-death(BD) 프로세스를 이용하여 분석할 수 있다. N을 다중화된 버스트 트래픽 소스의 수라고 정의하자. 이 때, Markov 프로세스의 상태는 활성화된 버스트들의 수에 의해서 설명되어지는데 이것은 그림 5에서 보여지는 바와 같이 $i(i \leq N)$ 에 의해서 표시 되어진다.

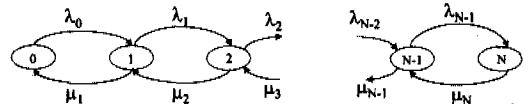


그림 5. 활성화 정보원에 대한 Markov BD 체인 모델
Fig. 5 Markov Chain Model for Active Sources

활성화된 가상회선(VC)의 상태 i 로부터 상태 j 로의 first-passage 시간^[14]을 $T_{i,j}$ 라 할 때, $T_{i,j}$ 는 Markov 프로세스가 상태 i 로부터 시작해서 최초로 상태 j 에 도달하기까지의 시간을 말하며 그 식은 (1)과 같다.

$$T_{i,j} = T_{i,k} + T_{k,j} \quad (k \neq i, j) \quad (1)$$

$k = i+1, i+2, \dots, j-1$ 에 대해서 이를 반복하면 (1) 식은 (2)식으로 다시 표현 되어진다

$$T_{i,j} = \sum_{k=i}^{j-1} T_{i,k+1} \quad i < j \quad (2)$$

보편적인 first-passage 시간에서 $T_{k,k+1}$ 의 이동 가능한 상태들은 상태 0에서 상태 사이의 어떤 상태들이다.

First-passage 시간^[14]의 이론에 근거로 하여 first up-passage times(FUT)와 first down-passage times(FDT)을 다음과 같이 정의할 수 있다.

[정의 1] First Up-Passage Time(FUT): 상태 $i(i < j)$ 로부터 주어진 상태 j 로 도달하는 시간으로 정의된다. 따라서 어떠한 중간 상태도 초기 상태 1 보다는 작지 않게 된다. 초기 상태 1을 가지고 상태 i 로부터 상태 j 까지의 FUT는 ($1 \leq i < j$)에 대해서 $FUT_{i,j}^{(0)}$ 로 나타내진다. 윗첨자 1은 FUT의 초기상태를 나타낸다.

[정의 2] First Down-passage Time(FDT): 상태 i

($l < j$)로 부터 주어진 상태 j 로 도달하는 시간으로 정의된다. 따라서 어떠한 중간 상태(k)도 초기 상태 l 보다는 크지않게 된다. 초기상태 l 을 가진 상태 i 로 부터 상태 j 까지의 FDT는 ($l \geq i > j$)에 대해서 $FUT_{i,j}^{(0)}$ 로 나타내어진다.

손실기간은 활성화한 버스트 수가 시스템의 용량을 초과한 시간의 길이이므로 $FUT_{D,\Delta}^{(0)}$ 와 $FUT_{N,D}^{(0)}$ 의 합으로 손실기간을 나타낼 수 있다.

III. 셀 손실 기간의 계산 알고리즘

프레임 간격 동안의 활성화 소스들의 수 변동은 상태 i 로부터 상태 $(i-1)$ 까지 또는 상태 i 로부터 이산 시간의 Markov birth-and-death 프로세스에 있는 $(i-1)$ 상태까지 오직 한단계의 전이를 가진다고 볼 수 있다. 특히, 셀 손실률(CLR)을 계산하기 위하여 유한 개체 (N)을 가지고 Discrete-time Markov BD 프로세스를 도입한다. Discrete-time Markov BD 프로세스에서 각 프레임 사이에서 활성화 소스들의 수 전이를 그려보면 계단함수로 표현할 수 있다. 즉, 그것은 상승하거나 하강한 후 결국에는 상태 0으로 되돌아가게 된다. 그리고 어느 정도의 기간 후에는 상태 0에서 상태 k 로 변동을 시작한 후, 또 다시 상태 0으로 내려간다. 여기에서 상태 0에서 시작해서 다시 상태 0으로 되돌아 가는 상태 전이의 변동을 Heap이라 부른다. Heap h_k 는 활성화 소스들의 수가 0에서 k 까지 증가하고 0으로 다시 감소하는 Heap으로써 정의된다. Heap h_k 는 최대 값 k 에 의해 정해진다. 그림 6은 시스템에서 활성화 트래픽 소스들에 의해 생성되는 Heap의 예를 보여주고 있다.

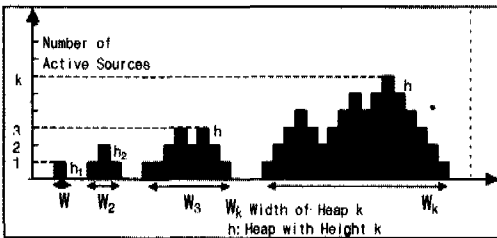


그림 6. 시스템에서 Heap 생성의 예
Fig. 6 An Example of Heap Generation in the System

FUT와 FDT를 도입하는 중요한 이유중의 하나는 Heap을 기존의 전통적인 first passage time 을 이

용하여 나타낼 수 없기 때문이다. 새로운 개념의 FUT와 FDT를 이용하여 시스템에 부과된 부하와 손실된 셀의 평균은 모든 Heap들로 부터 계산되어 질 수 있다.

최대 높이 j 를 가진 Heap h_j 를 고려해 보자. 정의 1을 사용하여 h_j 의 first up-passage 시간을 계산할 수 있다. 일반적으로 $FUT_{i,j}^{(0)}$ 는 (3)과 같이 표현된다.

$$FUT_{i,j}^{(0)} = FUT_{i,k}^{(0)} + FUT_{k,j}^{(0)} \quad l \leq i \leq k < j \quad (3)$$

$k = i+1, i+2, i+3, \dots, i-1$ 에 대해 반복하면 (4)의 식을 얻는다.

$$FUT_{i,j}^{(0)} = \sum_{k=i}^{j-1} FUT_{i,k+1}^{(0)} \quad l \leq i < j \quad (4)$$

단, $FUT_{k,k+1}^{(0)}$ 는 상태 k 와 $(k+1)$ 상태 사이의 모든 가능한 경로를 통과한다.

초기상태 l 에서 시작한 후에 i 에서 j 까지 도달하는 first up-passage를 계산할 때 두 부분으로 나누어 살펴 볼 수 있다. 다시 말해서, 상태 i 를 벗어나는 첫 전이는 상태 $i+1$ 에서 상태 j 까지의 first passage에 의해서 일어나게 된다. 이를 수식으로 표현하면 (5)와 같이 나타낼 수 있다.

$$FUT_{i,j}^{(0)} = S_i + FUT_{i+1,j}^{(0)} \quad i < j \quad (5)$$

단,

$$\bar{S}_k = \frac{1}{\lambda_k + \mu_k}$$

식(5)를 계산하기 위하여 파라미터 $\Gamma_k^{(0)}$ 를 도입하며, 초기상태 l 을 가진 $FUT_{k,k+1}^{(0)}$ ($l \leq i \leq k < j$)의 기대값으로 정의하자. $\Gamma_k^{(0)}$ 는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$\Gamma_k^{(0)} = E[FUT_{k,k+1}^{(0)}] = \bar{S}_k + q_k (\Gamma_{k-1}^{(0)} + \Gamma_k^{(0)}) \quad (6)$$

이고 p_k 는 상태 k 에서 상태 $(k+1)$ 까지 전이를 만드는 확률로 정의되며, q_k 는 상태 k 에서 상태 $(k+1)$ 까지의 전이를 만드는 확률로 정의될 때,

p_k 와 q_k 는 각각

$$p_k = \frac{\lambda_k}{\lambda_k + \mu_k} \quad \text{그리고} \quad q_k = \frac{\mu_k}{\lambda_k + \mu_k}$$

로 주어진다.

특히, 상태 i 에서 상태 $j(j > i)$ 까지의 전통적인 first passage 시간은 $FUT_{i,j}^{(0)}$ ($i=0,1,2,\dots,i$)의 특별한 경우임을 알 수 있다. 즉, 상태 i 에서 상태 j 까지의 전통적인 first passage 시간은 $FUT_{i,j}^{(0)}$ 이다. i 에서 j 까지의 FUT 는 (6)을 사용하여 다음과 같이 계산 되어진다.

$$E[FUT_{i,j}^{(0)}] = \sum_{k=i}^j \Gamma_k^{(0)} = \sum_{k=i}^j \frac{1}{1-q_k} (\bar{S}_k + \Gamma_{k-1}^{(0)}) \quad i < j \quad (7)$$

반복 방정식(Iterative Equation) (7)을 풀면 (8)의 식을 얻는다.

$$\Gamma_i^{(0)} = \sum_{k=i}^j \left(\prod_{l=i}^k \frac{q_l}{1-q_l} \right) q_i \bar{S}_i \quad (8)$$

식 (4)와 (8)로부터 $l \leq i < m$ 일 동안에 높이 $m(h_m)$ 을 가지는 Heap의 $FUT_{i,m}^{(0)}$ 의 기대값은 다음과 같이 계산되어 진다.

$$E[FUT_{i,m}^{(0)}] = \sum_{n=i}^m \Gamma_n^{(0)} = \sum_{n=i}^m \sum_{k=i}^n \left(\prod_{l=i}^k \frac{q_l}{1-q_l} \right) q_i \bar{S}_i \quad (9)$$

(9)는 첫번째 전이기간(\bar{S}_i)와 death probability (q_i)의 함수임을 알 수 있다. 위 식을 계산하기 위하여 $X_{n,(i,m)}$ 를 초기상태 i 인 Heap h_m 의 증가단계 내에서 상태 i 에의해 점유되는 지속기간이라 할 때, (9)에서 $E[FUT_{i,m}^{(0)}]$ 의 수식은 $X_{n,(i,m)}$ 에 의해 표현되어질 수 있다.

$$E[FUT_{i,m}^{(0)}] = \sum_{n=i}^m X_{n,(i,m)} \quad i \leq i < m \quad (10)$$

여기서,

$$X_{n,(i,m)} = \sum_{k=i}^n \left(\prod_{l=i}^k \frac{q_l}{1-q_l} \right) q_i \bar{S}_i$$

위 방정식에서 보는 바와 같이, FUT 에서의 상태 k 의 기대 되어지는 길이는 두개의 중요한 요소 즉, 상태 i 에서 지속기간(\bar{S}_i)의 평균 길이와 상태 k 의 전이 확률로 표현되어질 수 있다. 이 개념은 손실기간과 부하기간의 계산에 중요하게 사용되어질 것이

다.

이와 같은 방법에 의해서, FDT 도 계산 되어질 수 있으며, 본 내용에서는 이를 생략한다.

IV. VP 특성에 따른 셀 손실율(CLR) 계산 알고리즘

활성화된 트래픽 소스의 수 변이에서 증가 단계와 감소 단계의 두 단계가 있는 높이 k 의 단일 Heap을 고려해 보자. 증가 단계에서 활성화된 소스의 수는 상태 0으로부터 궁극적으로 상태 k 를 향해 증가하고, 감소 단계에서는 상태 0로 감소한다. 증가 단계의 평균 경로 길이($\bar{W}_{k,up}$)는 전통적인 first passage time [14]에 의해 표현될 수 없기 때문에 정의 1에 정의된 FUT 를 통해 계산되어 진다. 그리고 감소 단계의 평균 경로길이($\bar{W}_{k,down}$) 또한 정의 2에서 정의된 FDT 를 통해 계산되어 진다.

시스템에서 기대되어지는 부하를 계산하기 위하여 관찰기간(observation period), 즉, 부하기간(T_k)을 정의하면 다음과 같다. 부하기간의 기대값은 다음과 같이 정의된다. 그리고 부하기간의 기대값 계산에서 사용되는 함수값으로 U_i 가 있는데, U_i 는 시스템 내에서 h_i 가 발생하는 확률이다.

$$E[T_k] = \sum_{i=1}^N (W_i + I_i) U_i$$

(단, N 은 시스템에 있는 소스들의 총수이고, h_i 는 h_i 뒤에 오는 휴지기간이다.)

부하기간 동안에 제공된 셀 (offered cells) 수와 손실된 셀 (lost cells) 수의 두 인자를 사용하여 CLR(cell loss rate)을 계산한다면 휴지기간은 CLR을 계산하는데 사용되지 않을 것이다. 따라서 각 Heap에서 평균 손실기간을 계산하고, 평균 손실기간에서 평균 손실 셀수를 계산하게 된다.

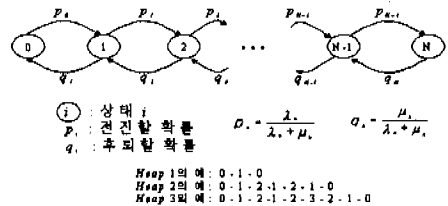


그림 7. Markov Chains에서 방향그래프(digraphs)의 구성
Fig. 7 Digraph Construction in Markov Chains

시스템에서 모든 *Heap*에 대해 기대되어지는 경로 길이들을 구하기 위하여 시스템 내에서 발생하는 h_i 의 확률을 추정할 필요가 있다. h_i 의 확률 계산에 사용되는 U_i 를 계산하는 알고리즘이 본 논문에서 제안하고 있다. 제안된 U_i 계산 알고리즘을 이용하고, FUT 및 FDT 계산 알고리즘을 적용하면 셀 손실 계산 알고리즘을 “나. 셀 손실 계산 알고리즘”에서와 같이 나타낼 수 있다. 이를 위하여 사용되는 방향그래프(*digraph*)는 *Markov Chain* 모형에 의하여 다음 그림 7과 같이 표현할 수 있으며, 이를 이용하여 U_i 계산 알고리즘을 전개할 것이다.

가. *Heap* 출현 확률 계산 알고리즘(U_i)

Heap 발생 확률 (U_i)의 계산에서 유한개의 (N) 개체로 이루어진 *Markov chain*을 가지고 있는 *Discrete-time Markov BD* 프로세스를 고려해 보자. *Markov BD* 프로세스에서 프로세스가 현재 상태 i 에 있다고 하면 다음 전이는 상태 ($i+1$) 나 혹은 상태 ($i-1$)로 이동하게 된다.

초기상태 $X(0)=i$ 인 경우를 가정해 보자. 첫 전이가 일어나는 시간은 $1/(\lambda_i + \mu_i)$ 의 평균을 가지는 지수분포를 가지며, 전이의 확률값은 $\lambda_i / (\lambda_i + \mu_i)$ 을 가지게 된다.

프로세스의 상태가 k 가 되었다가 다시 상태 0으로 되돌아 가는 경우를 고려해 보자. 이것은 중간 노드를 가지는 다양한 연결 방향그래프(*connected digraphs*) 구성한다. 각 노드에서 동전은 가야할 경로(*passage*)를 결정하기 위하여 동전을 던져서 정한다. 그리고 이것이 초기상태 0로 되돌아 가게 되면 이것은 연결 방향그래프를 만든다. 시스템에서 최대 높이 k 가 발생하는 *Heap*의 확률 $\lambda_i / (\lambda_i + \mu_i)$ 을 찾기 위하여 최대 상태 k 를 가지는 연결 방향그래프를 얻는 확률을 고려해 보자. 그림 3은 최소 N 상태를 가지는 *Markov BD chain*에서 가능한 경로에 의해 구성 되어지는 연결 방향그래프를 보여준다.

*Heap*의 발생 확률(U_i)은 *Markov chains*에서 가능한 연결 방향그래프들의 확률의 합을 계산함으로써 근사값을 얻을 수 있다. 어떤 방향그래프에서 무한 전이를 가질 수도 있으나, 이것은 p_i 와 q_i 의 무한한 계산으로 결과적으로 0이 되어지고, 이 결과는 가능한 경로들의 확률에서 무시되어질 수 있다.

상태전이 동안 시스템에서 최대 상태 i 를 가지는 그래프의 확률을 Ψ_i 라 하자. 그래프는 중간 전이 노드들에서 상태 0을 포함하지 않는다. 이것은 Ψ_i 의 계산에서 각 상태에서 전이 시간이 전이 확률에

영향을 미치는지 아닌지를 검사하기 위하여 필요하다.

$\alpha_i = p_i q_{i+1}$ 이라 하자. 간단하게 Ψ_i 를 표현하기 위하여 $H_i^{(m)}(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{m-1})$ 의 조합 함수를 정의 하자. 이것들은 i 가 $1 \leq i \leq m-1$ 을 가지는 서로 다른 a 변수 α_i 에 대해 의 조합으로 표시된다. 위 첨자 m 은 최고 상태를 가리키고 아래 첨자는 조합의 a 변수들의 수를 가리킨다.

$$H_i^{(m)}(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{m-1}) = \underbrace{\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \dots \alpha_{i-1}}_{\dots} + \underbrace{\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \dots \alpha_{i-1} \alpha_{i+1}}_{\dots} + \dots + \underbrace{\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \alpha_4 \dots \alpha_{i-1} \alpha_{i+2}}_{\dots} + \dots + \underbrace{\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \alpha_4 \dots \alpha_{i-1} \alpha_{i+2} \dots \alpha_{m-1}}_{\dots} \quad (11)$$

$i = 3$ 인 경우의 예를 나타내면 다음과 같다.

$$H_3^{(m)}(\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{m-1}) = \sum_{i=1}^{m-3} \sum_{j=i+1}^{m-2} \sum_{k=j+1}^{m-1} \alpha_i \alpha_j \alpha_k$$

위의 식 (11)을 $\Psi_M (M \geq 4)$ 이용하여 의 일반화된 공식을 얻을 수 있는데, 그 결과는 다음과 같다. 다음의 Ψ_M 을 계산하는 과정 및 방식에 대한 자세한 사항은 [11], [12]에 기술되어 있다.

$$\Psi_M = \frac{\prod_{i=1}^M \alpha_i \left[1 + \sum_{j=1}^{i-1} \sum_{k=j+1}^i \frac{1}{\alpha_j - \alpha_k} \left(\frac{\alpha_j^i}{1 - \alpha_j} - \frac{\alpha_k^i}{1 - \alpha_k} \right) \right] - \sum_{i=1}^M \frac{\alpha_i}{1 - \alpha_i}}{1 - H_0^{(M)}(\alpha_1, \dots, \alpha_{M-1}) + \sum_{i=1}^M \left[(-1)^i \left(1 + \sum_{j=1}^i 2^{j-1} \right) H_i^{(M)}(\alpha_1, \dots, \alpha_{M-1}) \right]} \quad (12)$$

그리고 $M=1, 2$ 그리고 3일 경우 Ψ_M 은 다음과 같다.

$$\Psi_M = \begin{cases} \alpha_0 \alpha_1 \alpha_2 \left[1 + \frac{1}{\alpha_1 - \alpha_2} \left(\frac{\alpha_1^2}{1 - \alpha_1} - \frac{\alpha_2^2}{1 - \alpha_2} \right) \right] & \text{for } M = 3 \\ \frac{\alpha_0 \alpha_1}{1 - \alpha_1} & \text{for } M = 2 \\ \alpha_0 & \text{for } M = 1 \end{cases} \quad (13)$$

함수 (12)와 (13)은 시뮬레이션 결과와 매우 근접한 결과를 나타내게 됨을 [12]에서 입증한 바 있다. 따라서 함수 (12) 와 (13)는 를 구하는 공식으로 사용할 수 있게 된다.

$$U_i \approx \Psi_M \quad (14)$$

나. 셀 손실을 계산 알고리즘

FUT, FDT 그리고 U_i 의 결과로부터 계산되어진 *CLR*은 전 장에 나타나 있다. 평균 부하기간 (\bar{w}_i)은 *Heap* 발생 확률 (U_i)와 예상되는 경로 길이 계

산에서 확률적 유사성(Probability Equivalence)의 특성에 의해서 다음과 같이 계산되어 진다.

$$E[W] = \sum_{i=1}^N \bar{w}_i \cdot U_i$$

$$= \sum_{i=1}^N E[FUT_i^{(0)}] U_i + \sum_{i=1}^N E[FDT_i^{(0)}] U_i \quad (15)$$

$E[W_{up}]$ 과 $E[W_{down}]$ 을 각각 모든 *Heap*들에 대해서 예상 되어지는 *upward-path* 길이와 *downward-path* 길이로 정의하자. *Upward-path* 길이는 활성화 소스들의 수가 상태 0에서 최고 상태 *k*까지 옮겨질 때의 경로의 총 길이를 가리킨다. 활성화 소스들은 오르고 내리는 변동을 하게 되며 *upward-path*의 총 길이는 이런 단계들의 합이다. *Downward-path* 길이는 활성화 소스들의 수가 상태 *k*에서 상태 0으로 도달하는 동안의 경로의 총 길이이다. 첫번째 $E[W_w]$ 를 (10)을 이용하여 다시 쓰면 다음과 같다.

$$E[W_w] = \sum_{i=1}^N \left(\sum_{k=1}^i X_{k,i} \right) \cdot U_{i-1}$$

$$= \sum_{i=1}^N \left[\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^k \left(\prod_{j=1}^l \frac{q_j}{p_j} \right) \cdot q_i \cdot \bar{S}_i \right] \cdot U_{i-1} \quad (16)$$

(16)으로 부터 $E[W_w]$ 는 $\bar{S}_k (k=1, 2, \dots, N-1)$ 의 함수임을 알 수 있다. 따라서 (16)은 $A_k(\bar{S}_k)$ 에 의해 다시 쓸 수 있다.

$$E[W_w] = A_1(\bar{S}_1) + A_2(\bar{S}_2) + A_3(\bar{S}_3) + \dots + A_{N-1}(\bar{S}_{N-1}) \quad (17)$$

이 때,

$$A_{k-1}(\bar{S}_{k-1}) = X_{k-1,0,k-1} \cdot U_{k-1}$$

이고

$$X_{k,i} = \sum_{l=1}^i \left(\prod_{j=1}^l \frac{q_j}{p_j} \right) \cdot \frac{1}{q_i} \cdot \bar{S}_i$$

총 *downward-path* 길이의 연산은 *FDT*의 계산을 통해 이루어 진다.

$$E[W_{down}] = \sum_{i=1}^N \left[\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^k \left(\prod_{j=1}^l \frac{p_j}{q_j} \right) \cdot p_i \cdot \bar{S}_i \right] \cdot U_i \quad (18)$$

(18)도 또한 $B_k(\bar{S}_k)$ 에 의해 다시 쓰여지며, 이것은 $Y_{k,(k,1)}$ 의 합이다.

$$E[W_{down}] = B_1(\bar{S}_1) + B_2(\bar{S}_2) + B_3(\bar{S}_3) + \dots + B_N(\bar{S}_N) \quad (19)$$

단,

$$B_k(\bar{S}_k) = Y_{k,(k,1)} \cdot U_k$$

그리고

$$Y_{k,(k,1)} = \sum_{l=1}^k \left(\prod_{j=1}^l \frac{p_j}{q_j} \right) \cdot \frac{1}{p_k} \cdot \bar{S}_k$$

앞에서 설명된 바와 같이 평균 부하기간 (\bar{w}_i)는 각 상태에서 예상되는 첫번째 전이경로길이 (\bar{S}_i)를 변수로 하여 기술된다. 부하기간 동안에 평균부하 셀들은 한 프레임 기간 (*D*)동안에 각 소스들로부터 입력되는 셀의 평균치로써 계산되어질 수 있다. ($\bar{N}_{offered}$)을 다중화 장치에 입력되는 셀이 존재하는 기간 동안의 평균 입력 셀이라고 정의할 때, ($\bar{N}_{offered}$)는 다음과 같다.

$$\bar{N}_{offered} = \sum_{i=1}^N A_i(\bar{S}_i) \cdot i + \sum_{i=1}^N B_i(\bar{S}_i) \cdot i \quad (20)$$

*D*를 프레임의 길이라고 하면, (16)으로부터 평균 손실기간 ($E[T_{loss}]$)은 다음과 같이 유도된다.

$$E[T_{loss}] = \sum_{i=1}^N A_i(\bar{S}_i) + \sum_{i=1}^N B_i(\bar{S}_i)$$

$$\cdot \sum_{i=1}^N \left[\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^k \left(\prod_{j=1}^l \frac{q_j}{p_j} \right) \cdot q_i \cdot \bar{S}_i \right] U_{i-1} + \sum_{i=1}^N \left[\sum_{k=1}^i \sum_{l=1}^k \left(\prod_{j=1}^l \frac{p_j}{q_j} \right) \cdot p_i \cdot \bar{S}_i \right] U_i \quad (21)$$

손실 기간 ($E[T_{loss}]$)동안에 손실된 셀의 평균 수는 (21)로부터 계산된다. \bar{N}_{lost} 을 손실기간 ($E[T_{loss}]$)동안에 예상되어지는 손실 셀들이라고 정의할 때 \bar{N}_{lost} 은 다음과 같이 주어진다.

$$\bar{N}_{lost} = \sum_{i=D+1}^N A_i(\bar{S}_i) \cdot (i-D) + \sum_{i=D+1}^N B_i(\bar{S}_i) \cdot (i-D) \quad (22)$$

최종적으로 (20)와 (21)의 결과로부터 *CLR*을 얻게 된다.

$$CLR = \frac{\text{lost cells}}{\text{offered cells}}$$

$$= \frac{\sum_{i=D+1}^N A_i(\bar{S}_i) \cdot (i-D) + \sum_{i=D+1}^N B_i(\bar{S}_i) \cdot (i-D)}{\sum_{i=1}^N A_i(\bar{S}_i) \cdot i + \sum_{i=1}^N B_i(\bar{S}_i) \cdot i} \quad (23)$$

끝으로 계산된 *CLR*은 *QoS*의 셀 손실률과 비교되며, 이때 만약 *CLR*이 *QoS* 요구범위 내에서 보장 된다면 새로운 연결은 받아들여지고, 그렇지 못할 경우에는 연결은 거절되게 된다. 따라서 제안된 *CLR* 계산 알고리즘의 단순성 및 효율성은 *ATM*의 버스트 트래픽 분석에 많이 이용될 수 있을 것이다.

V. 셀 손실 계산 알고리즘의 수치 결과

실제 응용에서 CLR의 계산비용을 비교하기 위하여 두 가지 망 환경을 고려해 보자: (1) 하나는 망의 호환성을 위해 동질적인 트래픽 소스들에 대해서 ATM 다중화 장치 링크 용량이 가변적이다, (2) 다른 하나는 동질적인 트래픽 소스들에 대해 ATM 다중화 장치의 용량이 항상 고정되어 있다. 실제 응용에서 fluid-flow approximation을 위한 계산비용과 본 논문의 CLR 계산 알고리즘을 비교해 보자.

위의 (1)의 경우에서 만약 링크 용량 값이 다중화 장치의 부하에 좌우되는 가변적 인자라면, fluid-flow approximation 접근방식은 셀 손실률 계산에서 적어도 $O(N^3)$ 의 계산비용을 필요로 하게 된다. 이 계산비용은 Anick[11]의 fluid-flow 알고리즘에서 산출된 근거를 적용한다. Fluid-flow approximation은 셀 손실 확률을 계산하기 위하여 적어도 $O(N^3)$ 의 계산이 요구된다. ATM 네트워크에서 항상 새로운 연결 요청이 들어온다. 그래서 셀 손실 확률의 계산 비용은 많은 소스들에 대해서 너무 큰 부하를 가지게 된다.

본 논문에서 제안된 CLR 계산 알고리즘에서, "나. 셀 손실 계산 알고리즘"의 $A_{N-1}(\bar{S}_{n-1})$ 과 (19)의 $B_k(\bar{S}_k)$ 는 λ, μ 그리고 N 의 함수이다. $A_{N-1}(\bar{S}_{n-1})$ 과 (19)의 $B_k(\bar{S}_k)$ 의 값은 미리 계산되고 소스들의 수의 함수로써 테이블에 저장되어질 수 있다. 그러므로 본 논문의 CLR 계산 알고리즘은 CAC에서 $O(N)$ 의 계산비용을 필요로 한다.

위의 첫번째 (1)의 경우에서 버스트 트래픽 소스들과 CBR 트래픽 소스들이 ATM 다중화 장치에 접쳐 놓여질 때이다. ATM 네트워크에서 CBR 트래픽 소스들의 호 연결 요청이 허용될 때 최대속도 대역은 보통 CBR 트래픽 소스에 대해 할당되어진다. 이 경우 버스트 트래픽 소스들에 대한 ATM 다중화 장치의 가용한 대역폭은 받아 들여지는 CBR 호들의 수에 따라서 가변적이다. Fluid-flow approximation 방식에 의한 버스트 트래픽 소스의 새로운 연결 요청이 ATM 네트워크에 올 때마다 $O(N^3)$ 보다 많은 비용을 가지고 셀 손실률을 계산해야 한다.

그리고 두번째 (2)의 경우에서, fluid-flow approximation과 달리 본 논문의 CLR 계산 알고리즘은 계산 비용을 감소시키기 위하여 사전에 테이블

을화 할 수 있기 때문에 실제 응용에 있어서 계산 비용에 따른 실시간 적용 문제는 최소화 된다. 결과적으로, 본 논문에서 개발된 CLR 계산 알고리즘이 실시간 응용에서 효과적인 방법임을 발견할 수 있다.

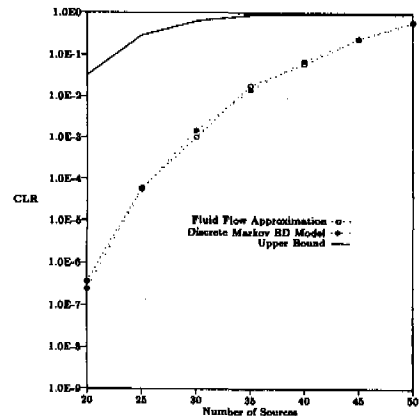


그림 8. 접속된 VC에 대한 CLR 알고리즘 성능 비교 (Peak rate(P) = 9 Mb/s, Link capacity (C) = 150 Mb/s)
Fig. 8 Performance Comparison for CLR Computation Algorithms

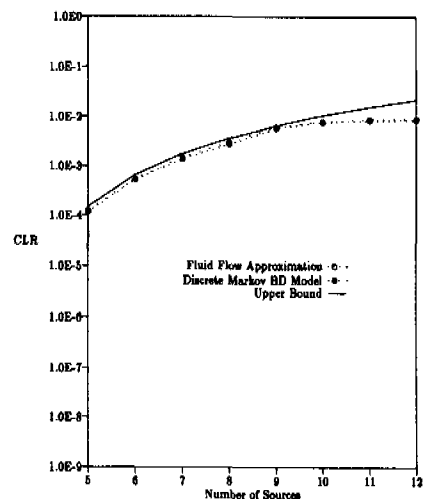


그림 9. 접속된 가입자 수의 변화에 대한 CLR 알고리즘 비교 (P = 34 Mb/s, C = 150 Mb/s, $\beta = 10.0, \lambda / \mu = 0.11$)
Fig. 9 Comparison of CLR Computation Algorithms for Variation of Connected Users

그림 8에서 10까지 서로 다른 접근 방식, 즉 fluid-flow approach, upper-bound, Discrete-time

Markov BD 프로세스에 대하여 상수 λ 와 μ 값에 대한 CLR의 결과를 비교 분석하였다. 각 그림은 같은 다중화 장치 용량과 최고속도를 가진다. 이 그림에 나타난 결과에서 본 논문이 제안한 CLR 계산 알고리즘이 버스트 레벨 근사방식에 대한 전형적인 접근이었던 fluid-flow approximation의 결과와 잘 일치하는 것을 알 수 있다. 그리고 낮은 부하에서 upper-bound 방식이 두 접근 방식들과 큰 차이를 보이지만 시스템에서 부하가 증가할수록 fluid-flow approximation과 본 논문에서 제안된 알고리즘에 접근하는 것을 알 수 있다.

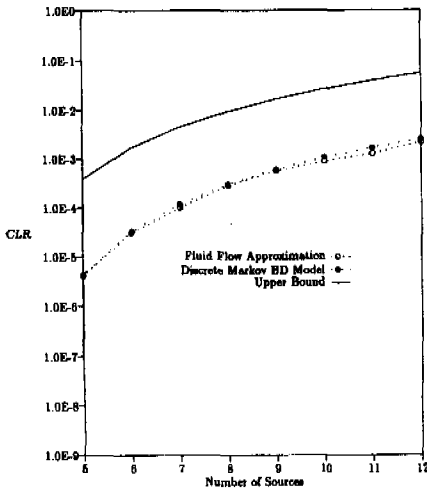


그림 10. 접속된 가입자 수에 대한 CLR 계산 알고리즘 비교 ($P = 34$ Mb/s, $C = 150$ Mb/s, $\beta = 10.0$, $\lambda/\mu = 0.11$)
Fig. 10 Comparison of CLR Computation Algorithm for Connected Users

7. 쉐슨실 알고리즘을 이용한 동적인 VP 대역 할당

각 VP별 네트워크 자원의 대역폭이 그림 11에 기술된 순서도의 “동적 VP 자원 할당 알고리즘 (Dynamic VP-bandwidth Allocation(DVA) Algorithm)”을 통하여 산출되는데, 이는 반복적으로 최적의 VP 대역폭 양을 계산하며, VP내에서의 동일 특성의 ATM 트래픽 소스들을 위한 가상의 VP 용량이 계산된다. 그리고 DVA 알고리즘을 이용하여 이종의 트래픽 소스들이 다중화되는 ATM 시스템에서 동질 VP에 대한 대역용량이 반복적인 방식에 의해 계산되고, 이에 따른 VP 기반 ATM 자원 관리가 효과적으로 이루어 질 수 있게 된다.

DVA 알고리즘은 최초로 입력되는 트래픽 기술

자를 이용하여 테이블화 할 수 있기 때문에 실시간 응용이 가능하다는 장점도 지니고 있으며, 계산비용 및 복잡성도 상당히 향상된 장점을 지니고 있다.

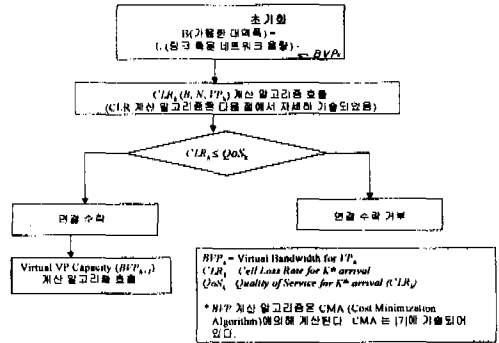


그림 11. DVA 알고리즘 흐름도
Fig. 11 Flow Diagram of DVA (Dynamic VP-bandwidth Allocation)

VI. 결론

ATM네트워크 환경이 제공되는 서비스의 많은 부분들이 사설 ATM망 (예, ATM LAN등)으로부터 시작 될 것이고, 응용서비스의 다양성도 사설망의 ATM 서비스에 한층 더할 것이다. 따라서 공중망은 초기 단계에 ATM 사설망의 서비스를 효과적으로 수용하는 것이 중요하다. 이러한 중요성에 비추어 볼 때 본 논문에서 제안된 VP 기반 자원 관리 알고리즘은 현실성 측면에서 볼 때 매우 유용할 것으로 판단된다. 특히, 버스트 트래픽의 특성 분석의 대표적인 Fluid Flow Approximation 알고리즘의 실시간성 문제는 본 논문에서 제안된 알고리즘으로 실시간 응용의 문제를 해결해 주는 효과를 가질 수 있게 된다.

본 연구 결과의 ATM 사설망과 B-ISDN 공중망의 연동에 필요한 트래픽 특성 및 자원 관리 분석을 통하여 공중망과 사설망과의 트래픽 연동을 위한 구조 및 서비스 수용의 효율성을 제고 할 수 있을 것이다. 본 연구를 기반으로 앞으로 ABR 트래픽을 포함한 복합 트래픽의 특성 분석 및 자원관리 메커니즘의 연구가 필요할 것이다.

참고 문헌

[1] S P Miller and C B Cotner, "The Quality Challenge ... Now and For the Future ...",

ICDSC, May 1995

- [2] Jean-Yves Le Boudec, "About Maximum Transfer Rates for fast Packet Switching Networks," ACM Conference , June 1991
- [3] ATM Forum, "Traffic Management Specification 4.0," ATM Forum TM SWG, Dec 1995
- [4] ITU-T, "I.371 for Broadband ISDN," ITU-T SG13, 1995
- [5] ITU-T, "Joint Rapporteurs' Group on GII," ITU-T 13, Sept. 1996
- [6] Ilyoung Chong, "Cost Minimization Allocation (CMA) Algorithm", Technical Report, Univ. of Massachusetts, 1992.
- [7] T Kodama and T Fukuda, "Customer Premises Networks of the Future," IEEE Communications Magazine, Feb. 1994
- [8] A. E. Eckberg, "B-ISDN/ATM Traffic and Congestion Control," IEEE Network magazine, Sept. 1992
- [9] Ilyoung Chong, "Dynamic Bandwidth Allocation based on Virtual Path Resource Management in ATM Network," ICOIN-11, Jan. 1997.
- [10] Gordon Blair et al, "A Network Interface Unit to Support Continuous Media", IEEE Journal on Selected Area on Communications, Feb. 1993, Vol.11 No. 2, pp264 275
- [11] D. Anick , D. Mitra and M. M. Sondhi, "Stochastic Theory of a Data-Handling Systems with Multiple Sources," Bell Systems Technical Journal vol 61. No. 8 pp 1971-1894, Oct, 1982
- [12] Ilyoung Chong, "ATM Traffic Control at Burst Level," D.Sc Thesis, 1992
- [13] Roger C. F. Tucker, "Accurate Method for Analysis of a Packet Speech Multiplexer with Limited Delay," IEEE Trans. On Communications, vol 36, No. 4, April 1988
- [14] Danel P. Heyman and Matthew J. Sobel, "Stochastic Models in Operations Research - Volume I," McGraw Hill Book Company pp 38-104, 1982
- [15] G. S. Blair, G. Coulson, M. Papatomas, Philippe Robin, J. B. Stefani, F. Horn and L. Hazard, "A Hybrid Approach to Real-Time Synchronization in Distributed Multimedia Systems," Technical
- 정 회 원
1980. 8 : 경북대학교 전자공학 학사
1990. 12 : Univ. of Massachusetts, 전산학 석사
1993. 10 : Univ. of Massachusetts, 전산학 박사
1980. ~1986. 2 : 한국전자통신연구원, 책임연구원(고속통신망연구실 실장)
1996. ~현재 : 현재 한국외국어대학교 정보통신공학과 부교수
<주관심 분야> ATM 트래픽 제어, 고속멀티미디어 네트워크, 고속 인터넷
- 이 상 목(Sang-Mok Lee) 정 회 원
1986. 2 : 경북대학교 전자공학과(공학석사)
1986. 2~현재 : 한국통신 기술평가센터(선임연구원)
1995. 1 : 정보통신기술사
1995.9~현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과(박사과정)
<주관심 분야> B-ISDN/ATM, 신호망, 이동통신망, 인터넷
- 이 상 흥(Sang-Hong Lee) 정 회 원
1980. 8~1983 12 : 한국전자통신연구소(ETRI) 연구원
1984. 1~현재 : 한국통신 기술평가센터 기술표준팀장(책임연구원)
1989.8 : 연세대학교 컴퓨터공학과(석사)
1997. 12 : 성균관대 정보공학과(공학박사)
<주관심 분야> 기술표준체계, 통신망 인터페이스 표준, 이미지 코딩 및 압축