

## ATM 트래픽 제어기술

姜相赫, 邊性赫, 鄭敏永, 成檀根  
韓國科學技術院 電氣 및 電子工學科

### I. 서 론

ATM 망은 음성, 데이터, 화상 서비스 및 다중매체 서비스를 수용하며 미래의 새로운 형태의 서비스를 융통성있고 효율적으로 지원한다. 여러가지 서비스의 효과적인 수용과 망 자원의 효율적인 사용을 위하여 모든 호원 정보를 고정길이의 전송단위인 셀로 나누어 전송 및 교환하며, 이때 각 호원의 정보 생성양에 따라 전송 대역폭을 동적으로 할당한다. 특히 화상 서비스와 같은 고속매체를 수용하기 위하여 정보를 155Mbps와 622Mbps의 고속으로 전송하며 이를 위하여 프로토콜의 간략화 및 하드웨어에 의한 셀의 라우팅 등 여러가지의 기술이 필요하다.

ATM 환경에서 제공되는 서비스들은 정보의 최대 발생속도 및 평균 발생속도, 버스트지수, 버스트구간의 평균길이등 다양한 트래픽특성을 나타내며 망에서 트래픽을 시간에 따라 동적으로 변화해가므로 예측하기가 대단히 어렵다. 또한 ATM 망의 특성인 통계적 다중화는 트래픽의 특성을 변화시킨다. 한편 각각의 트래픽 호원은 셀 손실율, 전송 지연, 지연변동 등과 같은 서비스 품질 기준을 요구하며, 망은 이러한 서비스 품질 기준을 통계적으로 만족시켜주어야 한다. 이상과 같은 복잡한 트래픽환경으로 나타나는 ATM 망은 망자원의 효율적인 운용과 다양한 서비스 품질 기준을 만족시키기 위하여 트래픽의 변화를 예측하고 폭주를 미리 방지하는 등의 고도의 효과적인 트래픽 제어기술이 요구된다.

본고는 이러한 ATM 환경에서 입력 호원의 특성과 여러가지 트래픽 제어방식 등을 알아본다. 먼저 제 2 장에서는 다양한 입력 호원에 대하여 트래픽 특성과 모

델링에 대하여 설명하고, 제 3장에서는 통계적 다중화 효과와 이에 따른 트래픽 특성을 알아본다. 제 4장에서는 호 수락제어, 제 5장에서는 사용상황 감시제어 그리고 제 6장에서는 폭주제어에 관하여 다룬다. 그리고 제 7장에서 결론을 맺는다.

### II. 입력 호원 모델링

여러가지 트래픽 제어의 분석과 효과적인 망의 성능 측정을 위하여 입력 트래픽을 정확히 모델링하는 것은 매우 중요하다. 이 절에서는 현재까지 발표된 음성, 데이터, 화상 신호원 및 이의 다중화 신호에 대한 여러가지 수학적 모델링 및 이의 분석에 대하여 설명한다.

ATM 망에서 각각의 호원은 셀의 형태로 정보를 생성하는데, 하나의 호(call)는 그림 1과 같이 셀을 생성하는 버스트구간(정보생성구간 또는 on 구간)과 셀을 생성하지 않는 침묵(off)구간이 교대로 나타난다. 이를 on/off 모델이라고 부르기도 하며 on 구간에서는 최대 비트속도(PBR)로써 셀을 발생하며 각 구간의 지속시간은 랜덤 변수  $T_B$ 와  $T_S$ 로 표현된다.

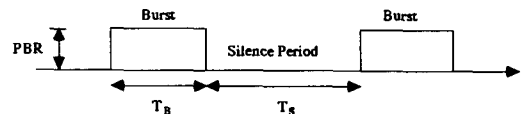


그림 1. 트래픽 호원의 버스트 특성

#### 1. 음성 신호원의 모델링

ATM 망에서 음성호의 도착 프로세스는 기존의

Poisson 프로세스를 가정할 수 있다. 이때 하나의 음성 신호원에서 발생하는 셀은 그림 2와 같이 나타내어 지는데 대부분의 문헌에서 버스트구간과 침묵구간은 각각 352ms와 650ms를 평균하는 지수분포로 모델링하며 이때 버스트구간의 셀은 일정한 시간간격으로 발생한다(예 : 12ms, 32Kbps ADPCM의 경우).

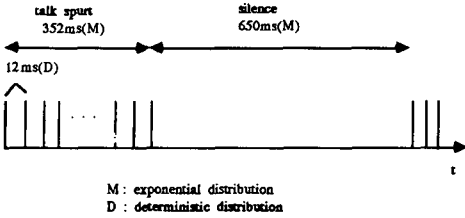


그림 2. 하나의 음성 신호원의 셀 발생 예

이러한 음성 신호원이 여러개가 다중화되었을 때에는 셀의 발생에 있어서 그 상관성(correlation)이 매우 크며 복잡한 모델로서 나타난다. 여러개의 음성신호가 중첩된 신호원의 모델링으로서 Markov modulated Poisson process(MMPP)모델이 있는데 MMPP모델은 간단한 doubly stochastic Poisson 프로세스로서, 하나의 Poisson 프로세스의 도착율( $\lambda$ )이 또 다른 연속변수 Markov chain의 상태로서 나타내어진다. 이는 여러개의 음성호원이 중첩될 때 도착하는 셀들의 상관성을 잘 반영한다.

Heffes<sup>[5]</sup>는 이러한 MMPP 모델중 해석의 전제가 용이한 2-state MMPP 모델을 사용하여 이를 모델링하였다. 2-state MMPP 모델은 그림 3에 나타난 바와같이 Poisson 프로세스의 도착율( $\lambda$ )이 2개의 상태를 갖는 Markov chain의 각 상태  $\lambda_1, \lambda_2$ 가 되며, 각 상태의 지속시간은  $\gamma_1^{-1}, \gamma_2^{-1}$ 을 평균으로 하는 지수분포를 이룬다.

여기에서 각 변수의 값을 구하기 위하여 다음과 같이 확률적 값들을 비교한다. 즉, 여러개의 음성 신호원이 중첩되어 나타나는 셀의 도착율을  $P(t)$ 라 하면, 그 평균 값( $m$ ), 분산( $\nu$ ), 3차 모멘트( $\mu_3$ ), 그리고 covariance 함수의 적분값( $r(t)$ )으로 할 때 2-state MMPP 모델을 나타내는 4개의 변수  $\lambda_1, \lambda_2, \gamma_1, \gamma_2$ 를 나타낼 수 있다.

이는 다음의 4가지 변수를 비교하여 얻을 수 있다.

- (1) 평균 도착율
- (2) 짧은 시간동안의 분산/평균 값
- (3) 긴 시간동안의 분산/평균 값

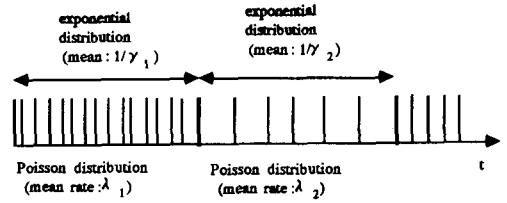


그림 3. 2-state MMPP

(4) 짧은 시간동안의 셀의 도착함수에 대한 3차 모멘트

이상과 같은 MMPP 모델은 음성호원의 중첩이외에 데이터 및 화상호원이 중첩된 상황을 모델링 하기 위하여 많은 문헌에서 응용하고 있다. 특히 MMPP 모델에서 음성호원 하나는 결과적으로 다음과 같은 IPP 모델로서 나타내어지며 이는 2-state MMPP 모델에서  $\lambda_2=0$ , 즉 셀이 발생하지 않는 침묵구간을 포함하는 특수한 경우이다.

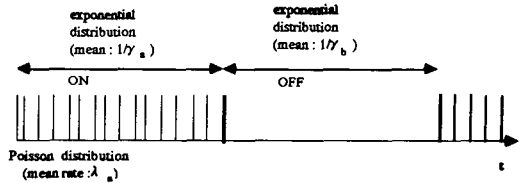


그림 4. IPP 모델

버스트구간과 침묵구간의 평균 길이가 각각  $\gamma_a^{-1}, \gamma_b^{-1}$ 인 음성호원 N개가 독립적으로 셀을 발생하며 다중화되어 있는 경우 다중화된 N개의 음성호원으로부터의 셀의 발생은 버스트구간에 있는 음성호원의 수에 따라 결정될 것이다. 이때 이산 시간시스템을 가정하며 N개의 호중 k개가 버스트상태에 있을 확률  $P_k$ 는 다음과 같다.

$$P_k = {}_N C_k \left( \frac{\gamma_b}{\gamma_a + \gamma_b} \right)^k \left( \frac{\gamma_a}{\gamma_a + \gamma_b} \right)^{N-k} \quad (0 \leq k \leq N)$$

이때 N개의 음성호 중에서 버스트구간에 있는 호의 수에 대한 상태 천이도는 그림 5와 같이 나타낼 수 있다. Arai<sup>[18]</sup>는 여러개의 음성, 데이터등의 저속매체와 하나의 동화상과 같은 고속 매체가 혼합되어 다중화될 경우에 저속 트래픽을 Poisson으로 근사하고 고속매체

1 단말을 IPP로 근사시켜 전체를 MMPP로 모델링하였다.

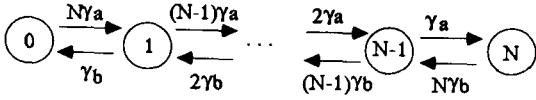


그림 5. 버스트소스의 수에 대한 상태천이도

2. 화상신호의 모델링

화상신호는 보통의 PCM 방식을 사용할 때 수십 Mbps 이상의 매우 큰 대역폭을 요구한다. 그러므로 인접한 frame간의 차분정보를 부호화하는 방법을 사용한다. 음성신호와 마찬가지로 화상신호 역시 상관성(correlation) 있는 셀 도착 과정을 보이지만 그 특성은 매우 다르다. 한 장면내의 uniform activity 레벨에 대응되며 비트속도의 작은 변동을 나타내는 상관성은 수백 ms정도의 짧은 시간단위를 갖는다. 긴 시간동안의 상관성은 장면이 바뀌는 등의 매우 큰 비트속도의 변화를 일으키는 것에 대응되는 개념이며 이는 수초 정도의 길이를 가진다.

하나의 화상정보를 AR로 모델링하기 위하여 AR 프로세스는 다음과 같이 정의된다.

$$\lambda(n) = \sum_{m=1}^M a_m \lambda(n-m) + bW(n)$$

여기서  $\lambda(n)$ 은 하나의 화상소스의 n번째 프레임내의 비트속도이며, M은 모델의 차수이고, W(n)은 평균  $\eta$ 와 분산 1을 갖는 Gaussian 랜덤변수이다. 그리고  $a_m$  ( $m=1,2, \dots, M$ )과 b는 계수이다. 여기서 1차 AR 모델은 다음과 같다.

$$\lambda(n) = a_1 \lambda(n-1) + bW(n)$$

이 1차 모델만으로 근사적으로 화상정보를 나타낼 수 있다. 그러나 AR 모델은 화상신호를 비교적 정확히 나타내지만 해석이 복잡하므로 시뮬레이션등에서 화상신호원의 발생패턴으로 사용된다<sup>[7]</sup>.

한편 하나의 화상호원 및 여러개의 중첩된 호원에 대하여 시간 t에서 화상트래픽의 비트속도를  $\lambda(t)$ 로 나타낼 때 본래 연속 상태를 갖는  $\lambda(t)$ 를 랜덤한 Poisson 시간에 샘플링하여 그림 6에 나타낸 바와 같이 이산상태로 근사시킨다. 여기에서  $\lambda(t)$ 는 M+1개의 이산상태

의 계층(0,A,2A,..., MA)으로 양자화 되어 랜덤한 Poisson 시간에 상태가 점프하며 변하는 프로세스  $\lambda(t)$ 로 근사화된다. 이 근사화 방법은 step A를 줄이고, 샘플링 rate를 증가시킴으로써 정확한 근사값을 얻을 수 있다.

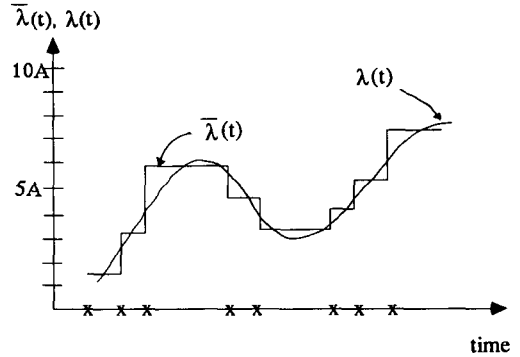


그림 6. 화상호원의 비트속도의 Poisson 샘플링과 양자화

이때 샘플링 주기를 작게하여 한 장면내에서 상태의 천이는 인접한 상태로만 일어난다고 가정하면 결과적으로 간단한 birth-death 프로세스로 모델링 될 수 있으며 이는 그림 7과 같은 상태 천이도로써 표현된다. 여기서 iA 상태에서 jA 상태로의 상태 천이를  $r_i, j$ 는 다음과 같다고 가정한다.

$$\begin{aligned} r_i, i+1 &= (M-i)\alpha & i < M \\ r_i, i-1 &= i\beta & i > 0 \\ r_i, j=0 & & |i-j| > 1, \text{ or } i=j \end{aligned}$$

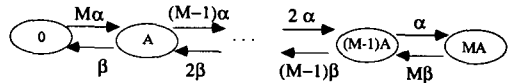


그림 7. 비트속도의 상태천이도

한편 장면의 변화가 있는 화상신호의 경우는 videotelephone에서 말하는 이와 듣는 이가 변하는 경우나, TV 신호등의 모델링에 응용될 수 있다. 이 경우에 앞의 이산상태 연속변수 모델의 확장된 형태로 모델링할 수 있다.

N개의 화상신호가 혼합된 경우 셀의 발생 프로세스

를 나타내는 상태 천이도를 그림 8과 같이 나타낼 수 있다. 각 상태는 주어진 경우의 비트속도를 나타낸다. 이 경우 두가지의 기본적인 데이터 비트속도 계층이 있다. 즉 장면의 변화에 따른 고속 데이터 비트속도의 변화에 대한 step은  $Ah$ 이며, 한 장면내의 저속 데이터 비트속도의 변화에 대한 step은  $A_1$ 이다.  $N$ 개의 화상 호원의 혼합된 프로세스는  $(M_1+1)(M_2+1)$ 개의 계층을 갖는 상태들 간을 움직인다. 이때  $M_1=NM$ ,  $M_2=N$ 이며,  $M$ 은 임의로 결정된다. 시스템 변수  $c$ 와  $d$ 를 정하기 위하여 high activity level에서의 시간 비율  $c/(c+d)$ 와 그 평균값을 실제 관측치와 비교한다. 또한 나머지 변수 즉  $a, b, Ah, A_1$  등을 정하기 위하여 각각 1차와 2차 통계(statistics)를 실제 관측값들과 비교한다. 이 모델도 역시  $M_1$ 개의 독립적이며 같은 on-off 소스와  $M_2$ 개의 소스들의 중첩으로 분석할 수 있다.

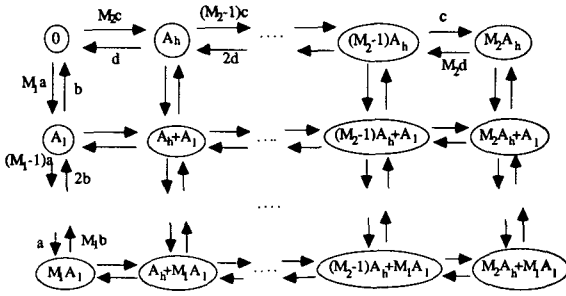


그림 8. 혼합된 화상 소스의 셀 발생 상태천이도

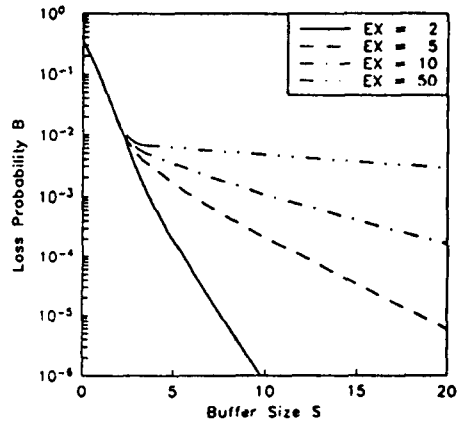
### III. 통계적 다중화 특성

ATM 망의 특징은 음성, 화상, 데이터등 여러가지 서비스를 수용함에 있어 이들 트래픽의 통계적 다중화를 통해 망자원을 효율적으로 사용하는 것이다. 여기서는 통계적 다중화시의 트래픽 특성에 대한 지금까지 발표된 연구 결과에 대하여 설명한다.

Saito<sup>[11]</sup> 등은 음성신호, 화상신호 그리고 음성과 화상신호의 혼합 트래픽에 대한 통계적 다중화 특성에 관하여 연구하였다. 음성호원은 2-state MMPP로 모델링하고, 화상신호는  $k$ 개의 호가 혼합된 경우  $k$ -state MMPP로 모델링 하여 분석하였다. 음성신호의 다중화에 있어서 다중화된 음성 신호원 수에 따른 버스트니스 특성은 다중화된 음성 신호원 수가 증가할 수록 버스트니스는 감소하고 1000개 이상의 음성신호가 다중화 되

었을 경우에는 셀의 도착 프로세스는 Poissonian으로 간주하였다. 화상신호의 다중화에 있어서 버스트니스의 특성은 각각의 화상신호원의 최대 비트 발생율에 의존한다. 즉, 호원의 최대 비트 발생율이 클수록 큰 버스트니스를 가지고, 각각의 호원에서 동시에 프레임이 시작될 때 버스트니스는 최대가 된다. 음성과 화상신호의 다중화시 버스트니스의 특성은 화상 트래픽의 최대 비트 발생율이 클때는 화상신호들간의 프레임 시작점 시간지연에 따라 민감하게 커지고 화상 신호의 최대 비트 발생율이 작을때는 화상신호간의 프레임 시작점 시간지연에 민감하지 않았다.

Kroner<sup>[12]</sup>는 통계적 다중화의 분석에 대한 근사적 방법을 제시하면서, 셀의 도착시간의 단기간의 변동과 장기간의 변동의 효과를 다음과 같이 분석하였다. 즉 셀의 도착시간 간격의 단기간의 상관값은 음의 값을 나타내었으며, 장기간의 상관값은 양의 값을 나타내었다. 이는 주어진 시간에 많은 셀이 들어오면 바로 조금 후에는 적은 셀이 들어오며, 반면에 장시간 후에는 많은 셀이 들어오는 것을 의미한다. 호원의 최대비트속도가 34Mbps이며 링크의 전송용량이 150Mbps인 경우 셀 손실율(B)에 대한 버퍼크기(S) 및 평균 버스트길이(EX)의 관계를 그림 9와 같이 얻었다. 한편 버퍼는 단기간의 도착변동을 효과적으로 흡수하며 장기간의 변동을 흡수하는 것은 전송지연등의 조건으로 인하여 적절하지 못하며 이는 호 수락제어등으로 조절하는 것이 바람직함을 보였다.



Cell loss probability  $B$  vs. buffer size  $S$  for  $m = 4, N = 8, BU = 5$ , and varying burst length  $EX$

그림 9. 셀 손실율과 버퍼의 크기 및 평균 버스트 길이의 관계

IV. 호 수락제어

호 수락제어는 새로운 호의 설정단계에서 사용자가 신고하는 자신의 트래픽 특성값과 서비스 품질기준 그리고 망의 상태를 바탕으로 새로이 연결을 요구하는 호와 이미 서비스중인 호 모두의 서비스 품질을 만족하고 동시에 망 자원을 효율적으로 사용할 수 있도록 호의 수락 여부를 결정하는 것이다. 이때 트래픽 특성을 효과적으로 나타낼 수 있는 트래픽 특성변수의 설정과 호의 수락판정 알고리즘이 중요하다. 호의 수락제어에서 고려되는 서비스 품질요소로는 셀 손실율, 전송지연, 지연변동등을 들 수가 있는데 여기서 전송지연이나 지연변동등은 적절한 우선순위 제어와 버퍼링 시스템에 의하여 해결될 수 있다고 보며 대부분의 문헌에서 셀 손실율에 초점을 맞추어 연구하였다. 한편 많은 문헌에서 트래픽을 버스트 계층에서 분석하여 확률적인 셀 손실율의 값을 구하였다. 그중 기본적인 방법은 호원의 트래픽을 on/off 모델로 가정하여 최대비트율이 PBR, 평균비트율이 ABR일 경우 버스트지수 B를 다음과 같이 정의한다.

$$B = PBR/ABR$$

이때 균일한 트래픽을 가정하고 일정한 전송용량을 가진 전송선에서의 호 수용문제에 대하여 다음과 같은 해석을 전개한다. 즉 N개의 연결중인 채널중 버스트구간에 있는 채널의 수가 k개일 확률  $P_k$ 를 2장에 나타난 바와 같이 구하고, 셀 손실율과 관련된 한가지 제어기준으로서 다음 식을 만족할 때 호를 수락하는 방법이 제안되어 있다<sup>[25]</sup>.

$$\sum_{k: ABR / C < \theta} P(n, k) < 1 - \epsilon$$

여기서  $\theta$ 와  $\epsilon$ 는 주어진 품질 기준과 관련된 파라미터이며, C는 출력대역폭이다. 또한 셀 손실율의 확률적인 값 CLR을 다음과 같이 구하여 주어진 기준과 비교하는 방법<sup>[26]</sup>에서 CLR은

$$CLR = \sum_{k=0}^n \left[ \frac{k PBR - C}{n ABR} \right]^+ P(n, k)$$

여기서  $[x]^+ = \begin{pmatrix} x, x \geq 0 \\ 0, x < 0 \end{pmatrix}$

한편 통계적 다중화시에 각각의 채널 및 전체 다중화 채널이 차지하는 가상의 대역폭의 개념을 사용하여 분석한 방법중에 Guerin<sup>[25]</sup>은 다중화 채널의 비트율을 연속변수 Markov chain 형태의 유체흐름(fluid-flow) 근사화 방법과 Bernulli process에 기초한 stationary 근사화 방법에 따라 각각의 방법에 의한 가상 다중화 대역 C(F), C(S)를 구한다. N개의 소스가 연결되어 있으며 각각의 증가대역폭을  $c_i$ 라 할 때 전체 증가대역폭 C(F)는 다음과 같다. 유체흐름 근사화 방법에 의하여 얻어지는 증가대역폭 C(F) 개개의 소스의 특성을 잘 반영한다.

$$C(F) = \sum_{i=0}^N c_i$$

한편 stationary 근사화 방법에서는 N개의 소스중에 k개의 소스가 on 상태일 확률  $P_k$ 값을 가지고 증가대역 C(S)는 다음식을 만족하는 가장 작은 k'를 구하여 얻는다.

$$k = \sum_{K=K'+1}^N P_K \leq \epsilon$$

이때 증가대역 C(S) =  $k'R_{peak}$ 로 주어진다. Stationary 근사화 방법은 통계적 특성을 잘 반영한다. 위의 두가지 방법의 결과로 부터 증가대역 C는

$$C = \min\{C(F), C(S)\}$$

로 취하였다. 이때 C(F)와 C(S)는 모두 실제 사용대역 보다 크게 얻어진다.

호의 수락제어에 있어서 어떠한 특정한 트래픽 모델링에 의존하여 얻어진 규칙을 가지고 제어할 때의 문제점은 트래픽 상황의 예측하지 못하는 변화에 적응하는데 있어서 제한이 있다. 최근의 문헌들에는 이러한 점을 보완하기 위하여 트래픽의 관측값을 이용하는 방법이 제시되고 있다. Saito<sup>[26]</sup>는 단위시간에 도착한 셀중에 이미 연결된 트래픽 호원에서 생성된 셀과 새로 연결된 호원에서 들어온 셀의 수의 비율을 파악하여 이 값을 호의 수락제어에 이용하였다. 이때 s의 시간구간 동안 셀의 입력형태를 관측하고 이의 N배구간 sN을 하나의 renewal 주기로 보았다. 그리고 현재의 구간에 들어오는 셀이 이미 연결된 호원들 중에서 들어 올 확률 분포를  $p(t)$ 라 하고, 이의 실제 관측값이  $q(t)$ 일 때 다

음 구간의 값  $p(t+1)$ 을 아래와 같이 예측한다.

$$p(t+1) = ap(t) + (1-a)p(t), \quad (0 < a < 1)$$

의 형태로 나타냄으로써 실제 관측값을 이용하는 방법을 보였다. 이때  $a$ 는 가중치이며  $a=0$ 인 경우는 관측값을 이용하지 않고 해석적인 결과만을 가지고 제어하는 기존의 방법에 해당한다.

호 수락제어에 있어서 가장 어려운 점은 가변적인 ATM 트래픽을 효과적으로 나타내는 트래픽 모델링과 예측하기 힘든 트래픽 입력상황의 변화에 대한 적응적 제어를 하는데 있다. 또한 실제 트래픽의 관측값을 사용하는 방법에서는 적절한 관측주기를 찾는 방법과 고속의 셀의 흐름에 대한 관측에 있어서 타당한 방법이 제시 되어야 한다. 이 밖에 적절한 트래픽 특성변수의 선정과 서비스품질의 효과적인 정도도 계속 연구하여야 할 문제이다.

## V. 사용상황 감시제어(UPC/NPC) 메커니즘

사용상황 감시제어에는 사용자-망 인터페이스에서 수행되는 UPC(usage parameter control)와 망과 망사이니 NNI에서 수행되는 NPC(network parameter control)가 있다. UPC/NPC는 각각 서로 다른 인터페이스에서 트래픽의 양(traffic volume)과 경로의 적합성(cell routing validity)에 따른 트래픽을 감시, 제어하기 위하여 망에 의해 행하여지는 모든 기능의 집합으로 정의된다. 사용상황 감시제어는 사용자의 악의에 의한 행동이나 잘못된 행동으로 부터 망자원을 보호하기 위해 필요하며 주요 목적은 사용자와 망사이에 약정된 트래픽 표시자의 준수여부를 감시하고 약정된 트래픽 표시자를 위반하는 트래픽에 대해서 적절한 조치를 행함으로써 망자원 보호를 통해 망의 효율을 높이는데 있다<sup>[27]</sup>.

사용상황 감시제어에 필요한 트래픽 표시자로는 최대 셀율(peak cell rate), 평균 셀율(average cell rate), 버스트니스(burstiness), 최대 셀 발생 구간(peak duration), 그리고 소스 형태(source type)가 있으며, CCITT에서는 최대 셀율을 제외한 다른 트래픽 표시자들에 대해서는 정의되어 있지 않다<sup>[27]</sup>.

CCITT<sup>[27],[28]</sup>에서는 현재 특정한 사용상황 감시제어 메커니즘이 표준화되지 않고 있는데 이는 최적의 사용상황 감시제어 메커니즘은 대역 할당 방법에 따라 다르며, 모든 망에서 대역 할당 방법에 차이가 있고, 또한

사용상황 감시제어 회로 구현 조건은 가상채널수(VCs)/가상경로수(VPs)와 VC-UNI/VP-UNI에서의 운용 속도에 따라 다르기 때문이다. 예로서 사용상황 감시제어 회로 구현 조건을 살펴 보면, UPC는 가상채널에 대한 VC-UPC와 가상경로에 대한 VP-UPC가 있으며 하나의 UNI에서 UPC는 최대 256개의 가상채널과 최대 65,536개의 가상경로를 감시, 제어하여야 하는데 이는 UPC 메커니즘에 대한 요구조건이 하드웨어 조건에 따라 달라짐을 의미한다.

사용상황 감시제어 메커니즘은 트래픽 표시자 위반 트래픽의 발견 능력, 감시 매개변수(parameter)에 대한 범위의 선택성, 위반 매개변수에 대한 신속한 조치, 그리고 구현의 용이성등을 고려하여 선택되어야 한다.

한편, CCITT에서는 사용상황 감시제어 메커니즘의 성능을 평가하기 위하여 기준 조건하에서 주어진 위반 상황을 검출하는데 걸리는 응답 시간(response time)과 에러 형태 I과 에러 형태 II의 검출의 정확성(accuracy)이라는 두개의 성능평가 변수를 규정하고 있으나, 사용상황 감시제어 성능평가의 방법과 성능평가 방법의 표준화 필요성에 대해서는 계속 연구중에 있다<sup>[28]</sup>. 그림 10은 사용상황 감시제어에서의 에러 형태를 나타내고 있다. 에러 형태 I(Type I error)은 UPC/NPC가 트래픽 표시자(descriptor)를 준수하는 셀들을 폐기시키거나 표시(tagging)할 때 발생하는 에러를 의미하며, 에러 형태 II(Type II error)는 UPC/NPC가 신고한 트래픽 표시자를 준수하지 않는 셀들을 폐기시키지 못하거나 표시(tagging)하지 못했을 때 생긴 에러를 의미한다.

현재 제안된 사용상황 감시제어 메커니즘에는 리키 버킷(leaky bucket : LB)<sup>[29]</sup>, 점핑 윈도우(jumping window : JW)<sup>[30,32,36,37]</sup>, 슬라이딩 윈도우(sliding window : SW)<sup>[30],[36]</sup>, 지수적 가중치 이동 평균(exponentially weighted moving average : EWMA)<sup>[30],[36]</sup>, 최대계수기(peak counters : PC)<sup>[39]</sup>, 그리고 스페이스 제

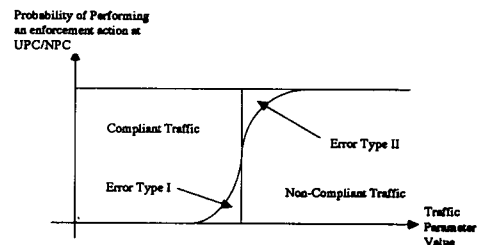


그림 10. 사용상황 감시제어에서의 에러 형태

어기(spacer-controller: SC)<sup>[40],[41]</sup> 메커니즘등이 있으며, 본 고에서는 리키 버킷 메커니즘과 슬라이딩 윈도우 메커니즘에 대하여 간략하게 설명하고자 한다.

1. Leaky Bucket(LB)

LB<sup>[29]</sup> 메커니즘은 가장 널리 알려져 있는 사용상황 감시제어 메커니즘으로 소스에서 셀이 발생할 때 마다 계수기의 값을 1씩 증가시키고, 일정 시간 간격(leaky rate : Be)으로 계수기의 값을 1씩 감소시키며, 매개변수(Q, Be)로 트래픽을 감시/제어하는 방법이다. 셀이 발생하였을 때 이 계수기의 값이 Q(bucket size : Pseudo queue length)보다 크면 이때 발생된 셀을 폐기시키고 Q보다 작을 때 셀을 통과시킨다. 계수기의 최대치 Q와 Be는 호의 연결시 사용자가 신고한 트래픽에 따라 결정되어진다. Rathgeb<sup>[30]</sup>는 JW, SW, EWMA와 LB 메커니즘에 대하여 계수기 값과 셀도착율에 따른 위반확률을 가지고 각 메커니즘의 성능을 비교하였으며, 일정 과부하(static overload)에서의 위반확률과 동적응답시간(dynamic reaction time), 그리고 하드웨어 구현에 따른 복잡성에 대하여 LB와 EWMA 메커니즘이 우수한 성능을 보이고 있다고 한다. LB 메커니즘에서 소스 트래픽의 종류에 따른 위반확률에 대하여 연구하였는데 버스트한 트래픽일 수록 사용상황 감시제어가 어렵다는 결과를 보이고 있다. Butto<sup>[31]</sup>은 유체흐름 근사 방법(fluid flow approach)으로 LB 메커니즘의 성능을 분석 하였는데 버스트와 침묵 기간이 지수분포를 가질 때 LR(leaky rates)을 소스의 최대 비트율이나 평균 비트율에 가깝게 하면 이들 트래픽 표시자에 대해서는 효과적으로 감시할 수 있으나, 버스트 길이의 감시에는 효과적이지 못함을 보였다. Castelli<sup>[32]</sup>은 Poisson 분포를 가지는 CBR(continuous bit rate)트래픽이 다중화 되었을때 셀지연분산(CDV : cell delay variation)을 고려하여 LB 메커니즘의 계수기 최대값(Q)과 leaky rate(Be) 그리고 JW 메커니즘에서의 윈도우 크기(T)와 최대허용 셀갯수(N)의 크기에 대하여 분석하였으며, 버스트의 길이가 긴 트래픽에서 LB 메커니즘이 JW 메커니즘 보다 좋음을 보였다. CCITT에서 규정한 사용상황 감시제어 메커니즘의 성능 평가 변수중 에러 형태 I과 에러 형태 II의 평가 방법과 리키 버킷 메커니즘에서의 셀 폐기율을 이용하여 리키 버킷 메커니즘의 성능을 평가한 연구 결과가 발표 되었다<sup>[33]</sup>. 이 결과는 개폐 소스 트래픽 모델에 대하여 약정된 트래픽 표시자를 준수하는 트래픽의 에러 형태 I을 0으로 하는 계수기의 한계치 Q와 계수기 감소율 Be의 특성곡

선을 구하고, 이렇게 결정된 (Q, Be)에 대하여 에러 형태 II의 특성을 알아 보았는데 에러 형태 I과 에러 형태 II를 모두 0으로 하는 (Q, Be) 값의 결정은 어렵다. 따라서 에러 형태 I은 0으로 하고 에러 형태 II는 허용치를 두어 이 허용치를 만족시키는 (Q, Be)값이 결정될 수 있음을 보였다.

LB와 동일한 메커니즘을 사용하나 계수기를 2개 두고 하나는 최대셀율을 감시하고 다른 하나는 최대셀율을 제외한 다른 트래픽 표시자들을 감시하는 이중 LB(dual LB)<sup>[34]</sup>가 있다(그림 11). Yamanaka<sup>[35]</sup>은 DLB에 대하여 LB 메커니즘에서 허용되는 가장 버스트한 패턴을 사용하였을 때 기존의 통계적 대역할당방법은 VC/VP의 설정시 서비스의 질을 보장할 수 없음을 시뮬레이션을 통해 보였다.

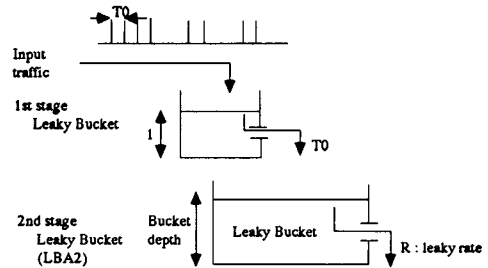


그림 11. 이중 리키 버킷 알고리즘(the dual leaky bucket algorithm)

2. Sliding Window(SW)

SW<sup>[30,36]</sup> 메커니즘은 동시에 각각의 VP/VC에 대해서 다리 위에 동시에 있을 수 있는 셀의 최대 갯수가 제한되어 있기 때문에 “위험한 다리(dangerous bridge)”라고도 부르며 일정한 크기(T)의 윈도우가 시간축을 따라 이동하며, 셀이 발생할 때마다 계수기를 1씩 증가시키고 현재를 기준으로 T 이전에 발생했던 셀이 나타나면 계수기를 1씩 감소시킴으로써 지난 T 동안 얼마나 많은 셀이 통과되었는지 계수기의 값을 통해 알 수 있다. T 기간동안 발생할 수 있는 최대 허용 셀 갯수(X)를 제한함으로써 계수기의 값이 X 초과시 발생하는 셀은 폐기(또는, 표시)시킴으로써 소스 트래픽을 감시한다. SW 메커니즘은 T 기간동안 발생한 셀의 갯수 뿐만아니라 각 셀의 도착시간에 대한 정보를 기억하고 있어야 하므로 하드웨어 구현이 비교적 복잡하다. NTT<sup>[37]</sup>에서는 그림 12와 같이 최대 셀율의 감시, 제어에 필요한 두개의 매개변수 (T0, X0)와 평균 셀율

의 감시, 제어에 필요한 두개의 매개변수 (T, X)를 사용한 이중 사용상황 감시제어 메커니즘을 제안하였다. 제안된 SW 메커니즘과 JW, LB 메커니즘에 대해서 에러 형태 I과 에러 형태 II의 정확도를 비교하였는데 에러형태 I은 세가지 메커니즘에서 모두 0을 보장할 수 있으나, 에러형태 II에 대해서는 SW 메커니즘만이 제대로 감시할 수 있다고 한다. 즉, SW(DB) 메커니즘은 JW나 LB 메커니즘과 비교하여 대역 할당에서 최고의 효율을 가지는 결과를 보이고 있다. 최근에 NTT<sup>[38]</sup>에서는 SW 메커니즘에 사용되는 매개변수로 최대 셀율의 감시/제어에 필요한 (TO, XO)와 평균셀율 감시/제어에 필요한 (T, X) 그리고 셀지연분산(CDV)을 사용하는 가상정형 사용상황 감시제어 (virtual shaping UPC : VS-UPC) 메커니즘을 제안하였다. VS-UPC 메

커니즘은 기존의 SW 메커니즘보다 CDV에 따른 잉여 마진(extra margin)을 줄일 수 있다(그림 13).

### VI. 폭주 제어

광범위한 의미에서 볼 때, 폭주란 사용자가 신고치를 잘 준수하면서 트래픽을 보내고 있는데도, 망 관리의 실수로 망의 일부에 과도한 트래픽 집중현상이 일어나서, 보장되어야 할 품질요구조건(quality of service)를 만족시키지 못하는 현상이라고 말할 수 있다.

이런 폭주현상이 일어나는 원인은 과도한 호의 수락, 수락된 호들의 트래픽 신고치를 지키지 않는 행위, 또는 확률적으로 야기될 수 있는 버스트들의 집중현상 등을 들 수 있으며, 그 외에 특정 링크의 결합에 의해서도 폭주가 발생할 수 있다.

ATM에서의 폭주 제어는 빠른 링크 속도에 의한 전송지연-대역폭 곱(propagation delay-bandwidth product)의 증가, 다양한 서비스 요구조건, 그리고 다양한 트래픽 특성때문에 기존 패킷망의 경우보다 훨씬 힘들다. 특히 전송지연-대역폭 곱의 증가로, 일단 폭주가 발생하면 이것이 호원에게 알려져 대처하기까지에 극심한 셀 손실을 겪게 되어, 기존의 반응제어로는 한계가 있다.

CCITT는 BISDN 망에서의 링크 속도로 155 Mb/s 와 622 Mb/s의 두가지를 권고하고 있다. 이런 빠른 링크 속도에서는 셀들이 한 셀당  $3\mu s$ 나  $0.7\mu s$  이내에 스위칭이 되어야 한다. 그러므로 ATM에서의 셀 프로세싱은 그런 빠른 스위칭 속도에 필적하는 속도로 이루어져야 하며, 따라서 트래픽 제어구조가 간단해야만 한다.

ATM망에서의 폭주 제어는 다음과 같은 성질이 요구된다<sup>[42]</sup>.

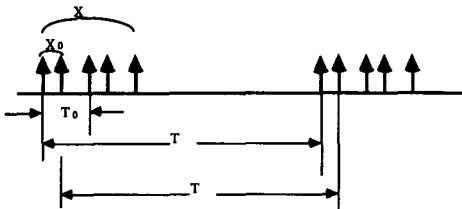
첫째, 폭주제어가 트래픽 흐름에 병목현상을 일으키지 않도록 충분히 빨리 동작하기 위해서, 가능한한 단순해야 한다.

둘째, 요구하는 대역폭과 서비스 품질이 서로 다른 다양한 호들을 수용해야 한다.

셋째, 아직 그 특성을 모르는 미래의 서비스에 대해서도 적용될 수 있도록 적응성과 유연성이 있어야 한다.

ATM에서의 폭주제어로 제시된 많은 방법들을, 여기서는 크게 반응제어(reactive control)와 예방 제어(preventive control), 우선 순위 제어(priority control)로 나누어 설명하겠다.

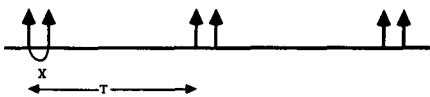
#### 1. 반응 제어(Reactive Control)



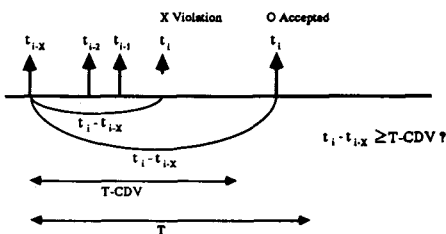
Peak rate(T0, X0)  
 T0 : Time period to define peak cell rate  
 X0 : Maximum cell number during any T0

Average rate : (T, X)  
 T : Time period to define average cell rate  
 X : Maximum cell number during any T

그림 12. 소스 트래픽 표시자



(a) Existing DB-method mechanism



(b) Modified DB-method mechanism

그림 13. 위험한 다리(dangerous bridge) 메커니즘



반응 제어는 폐루프 제어방식(closed loop scheme)이라고도 한다. 폐루프 제어방식이란, 기본적으로 피드백과 같은 방식으로 망의 상황을 사용자에게 알려서 사용자가 적절한 행동을 취하도록 하는 방법이며, 이와 반대되는 개념은 개루프 제어방식(open loop scheme)으로, 예방제어를 일컫는다<sup>[43]</sup>.

사용자에게 망의 상황을 알리는 방법은 implicit notification과 explicit notification의 두가지로 나뉘어진다<sup>[44]</sup>. Implicit notification은 호원이 목적지로부터 되돌아 오는 피드백된 신호에 근거하여, 자신의 가상 경로상의 폭주 여부를 판단하는 것으로, 망이 관여하지 않는 방법이며, explicit notification은 망의 노드가 노드의 사용도(utilization)나 관련된 큐의 길이를 일정 시간 간격동안마다 관측하므로써 폭주 여부를 결정하는 폭주시에는 이를 호원에게 알리는 방법인데, 전송지연 측면에서 explicit notification이 더 적합하다.

Explicit notification 방식에서 망의 상태를 알리는 방법으로는 FCN(forward congestion notification)과 BCN(backward congestion notification)이 있다<sup>[45]</sup>. FCN은 폭주를 알리는 메시지로 인한 오버헤드를 없애기 위해 노드를 지나는 셀의 헤더에 FCN indicator를 셋트해서 보내는 방식이며, BCN은 망 관리용 셀(OAM cell)을 이용해서 각 노드와 사용자에게 알리는 방식이다.

CCITT 권고 초안<sup>[46,47]</sup>에서도 explicit forward congestion indication을 수용하고 있다. 권고 초안에서는 payload type에 congestion experienced 셀을 정의하고 있으며, 이런 셀 헤더구조를 이용하는 폭주통지체계(congestion notification mechanism)를 정의하고 있다. 최종 단말은 이 표시에 의거해서 폭주동안에는 낮은 셀 레이트를 내도록 하는 프로토콜을 채용할 수 있다.

Makrucki<sup>[48]</sup>와 Osama Aboul-Magd등<sup>[49]</sup>은 이와 비슷한 개념의 FCN 방식을 제안했다. Makrucki 방법의 주된 개념은 망의 비어있는 대역을 최대한 활용하자는 것으로 각 VC당 할당된 대역폭을 망의 상황에 따라 동적으로 변화시켜서 망이 idle하면 UPC에 의해 태그된 초과셀을 보내고, 폭주시에는 이를 우선적으로 폐기시키도록 했다. 그래서 셀 전송속도를 일정 구간내에서의 망 상황에 따라 비례적으로 변화시켰다. 이 방법의 문제점은 필요없이 신고치 이상의 셀을 내보낼 수 있도록 하여 폭주가 생길 가능성이 더 높아지게 된다는 것이다. 그리고 Osama Aboul-Magd등<sup>[49]</sup>은 단말간의 윈도우 흐름제어를 가정하고서 윈도우 크기를 망의 상황에 따라 가변시켰다.

그런데, 반응제어는 앞에서도 기술했듯이 ATM과 같

은 고속망에서는 비교적 큰 전송지연때문에 충분한 역할을 하지 못하므로, 예방제어와 결합해서 사용되어야 하며, 예방제어를 하더라도 생길 수 있는 폭주 상태에 대처하기 위한 최후 수단으로 사용되어야 한다.

## 2. 예방 제어(Preventive Control)

예방제어는 미리부터 망이 폭주 상태에 가지 못하도록 방지하는 것으로 ATM 망에서는 반응제어가 큰 전송지연과, 실시간 트래픽에 부적합한 점을 갖기 때문에 예방제어는 BISDN에서의 폭주제어에서 반응제어보다 더 효과적이며, 비중이 크다. 예방제어는 개루프 제어(open loop scheme)라고도 하는데, 호 레벨 제어와 셀 레벨 제어가 있으며, 호수락제어는 호레벨제어에 속하며, 폴리싱(policing)은 셀레벨 제어에 속한다. 각각의 제어의 예는 이미 앞에서 다루었으므로 여기서는 생략한다.

호 레벨 제어는 호수락 제어를 일컫는데, 폭주제어의 측면에서 보면, 호수락 제어는 망이 폭주에 이르지 않도록 호 수락을 제어하는 것으로 볼 수 있다. 이를 위해 적절한 트래픽 표시자의 선정과, 그것이 망의 성능에 주는 영향에 대한 평가가 필요하다.

셀 레벨 제어는 ATM 레벨제어라고도 하는데, 감시제어가 여기에 속하며, 속도제어(smoothing)도 포함된다. 감시제어는 사용자가 트래픽 신고치를 준수하도록 하여 망의 폭주를 막는다. 이때 위반한 초과셀은 폐기하거나, 태그를 붙여 망에 보낼 수 있다. 태그된 셀은 폭주시에 우선적으로 폐기시킨다.

일반적으로 트래픽이 버스티할 수록 그것에게 할당되어야 할 등가 대역폭은 커져야 하기 때문에 링크의 효율이 떨어지게 된다. 그러므로 속도 제어를 통해 입력 트래픽을 평활화(smoothing)해서 버스트 특성을 줄일 필요가 있다. 속도 제어의 기본 개념은 버퍼를 이용해서, 평활 구간 T 동안에 r 비트의 전송까지를 허용하자는 것으로, 이것 역시 감시제어에서 제안되었던 jumping window나, triggered jumping window 방식에 의해서 구현될 수 있다.

한편, 단말이 호원의 비트레이트를 망의 상황에 따라 변화시켜서 폭주에 대응하도록 할 수도 있다<sup>[46]</sup>. 앞에서 거론한 반응제어에 의해 망이 폭주 상태가 되었다는 것을 인지하면, 호원 인코더의 셀 발생율을 줄여나가며, 망이 정상상태로 돌아왔다고 판단될 때, 정상의 비트레이트를 발생시키면, 망의 폭주 상황의 해결에 큰 도움이 될 것이다. 소스 레이트를 낮춤으로써 전달되는 음성이나 비디오의 질은 조금 나빠지겠지만, 폭주상태가

지속되었을 때의 상황과 비교해 보면, 그정도의 손실은 감수할 만 하다.

### 3. 우선 순위 제어(Priority Control)

폭주가 발생하면, 셀 손실율이 커지고 전송지연도 커지게 된다. 그런데 BISDN에서는 각 서비스마다 요구하는 서비스 품질 수준이 다르므로, 이를 만족시키기 위해서는, 폭주시에 셀 손실을 요구치가 낮은 서비스에 속한 셀들을 우선적으로 폐기시키고, 전송지연 요구조건이 엄격한 서비스의 셀을 먼저 처리해 줄 필요가 있다. 그래서 우선 순위 제어(priority control)가 필요하게 된다. 우선 순위 제어는 크게 두가지로 나눌 수 있는데, 스케줄링에 의한 시간 우선제어와 선택적 셀 폐기에 의한 손실 우선제어가 있다.

시간 우선제어는 전송지연에 민감한 트래픽에 높은 우선순위를 두어서 이를 원적으로 처리해주는 방법이다. 여기에는 고정 우선순위를 갖는 HOL(head of line) 우선 순위 제어와, 이의 단점을 보완한 유연우선 제어로서의 HOL-PJ(head of line with priority jumps)<sup>[49], [50]</sup>, 그외에, MLT(minimum laxity threshold)와 QLT(queue length threshold)방법<sup>[51]</sup>, MLF(minimum laxity first)<sup>[52]</sup>와 EDF(earliest deadline first)<sup>[53]</sup>등이 있다.

위에서 거론한 시간 우선순위 제어는 폭주가 발생하지 않더라도 시행되어야 하는 것인 반면에, 손실 우선 순위 제어는 폭주시에 폭주상황을 벗어나기 위한 방법으로, 폭주시에 낮은 우선도의 셀을 선택적으로 폐기시킨다. 선택적 셀 폐기의 주 대상은 덜 엄격한 셀 손실을 조건을 갖는 음성셀( $10^{-2}$ )과, layered coding을 한 비디오 트래픽에서의 덜 중요한 부분의 셀, 그리고 감시제어에서 위반셀로 태그된 셀들이다. 호원에서 음성 셀에 우선순위 순위를 정하는 방법으로는 embedded coding<sup>[54]</sup>, even/odd sample 방법<sup>[55]</sup>, 다중 에너지 레벨 검출 등이 있다.

이렇게 해서 낮은 우선 순위를 갖게 되는 음성셀은 폭주시에 우선적으로 폐기되는데, 폐기시키는 방법의 대표적인 것은 push out 방법이다. 이것은 버퍼가 꽉 찼을 때는 높은 우선 순위의 셀이 들어올 때, 버퍼내에 있는 낮은 우선 순위의 셀을 push out하는 것으로, 낮은 우선 순위의 셀들에게도 최소한의 스루풋은 보장해 주기 위해서 push out을 제한할 수 있다<sup>[56]</sup>. 그런데 이 push out을 구현하는 것이 복잡하기 때문에, 이에 실용적인 대안으로 나온 것이, 큐의 길이가 적정 문턱값 이하일 때에만 낮은 우선 순위의 셀을 받아들여도록 하는

방법이다<sup>[57]</sup>. [57]에서 이 방법도 좋은 성능을 얻을 수 있음을 보였다.

## Ⅶ. 결 론

지금까지 ATM 트래픽 환경에서의 음성 및 화상의 입력 호원의 트래픽 모델링과 그 트래픽 특성, 통계적 다중화와 그 특성, 기존의 호수락 제어 메카니즘, 사용 상황감시제어 방법 및 폭주제어등에 관하여 주요 동향을 알아 보았다. 여기서 제기된 각종 연구내용은 미래의 복잡하고 불확실한 ATM 망에서의 각종 트래픽 제어기술로는 아직 대단히 미흡하므로 각 분야별로 고도의 트래픽 제어기술의 확보를 위해 지금까지의 연구내용을 바탕으로 보다 많은 연구가 필요할 것으로 생각한다.


## 參 考 文 獻

- [ 1 ] J.J. Bae, and T. Suda, "Survey of traffic control schemes and protocols in ATM networks", *Proc. of IEEE*, vol.79, no.2, Feb. 1991.
- [ 2 ] T. Kamitake, and T. Suda, "Evaluation of an Admission Control Scheme for an ATM Network Considering Fluctuations in Cell Loss Rate", *Proc. of IEEE, Globecom '89*, pp.49.4.1-49.4.7, 1989.
- [ 3 ] J. N. Daigle, and J. D. Langford, "Models for analysis of packet voice communication systems", *IEEE JSAC*, vol.SAC-4, pp.847-855, Sep. 1986.
- [ 4 ] I. Ide, "Superposition of Interrupted Poisson Processes and Its Application to Packetized Voice Multiplexers", *Proc. 12th ITC, Torino, Italy*, 1988.
- [ 5 ] H. Hefes and D. M. Lucatoni, "A Markov modulated characterization of packetized voice and data traffic and related statistical multiplexer performance", *IEEE JSAC*, vol.7, pp.752-760, Jun. 1989.
- [ 6 ] M. Nomura, T. Fujii, and N. Ohta, "Basic characteristics of variable bit rate video coding in ATM environment", *IEEE JSAC*, vol.7, pp.752-760,

- Jun. 1989.
- [7] B. Maglaris, D. Anastassion, P. Sen, G. Karlsson, and J. D. Robbins, "Performance models of statistical multiplexing in packet video communications", *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 36, pp.834-844, Jul. 1988.
- [8] A. Papoulis, *Probability, Random Variables, and Stochastic Processes*, New York, NY : McGraw Hill, 1984.
- [9] P. Sen, B. Maglaris, N. E. Rikli, and D. Anastassiou, "Models for packet switching of variable-bit-rate video sources", *IEEE JSAC*, vol. 7, pp.865-869, Jun. 1989.
- [10] L. Dittmann and S. B. Jacobsea, "Statistical Multiplexing of Identical Bursty Sources in ATM Network", in Proc. Globecom '88, pp.39.6.1-39.6.5, 1988.
- [11] H. Saito, H. Kawarasaki and H. Yamada, "An analysis of statistical multiplexing in an ATM transport network", *IEEE JSAC*, vol.9, no.3, pp. 359-367, 1991.
- [12] H. Kroner, "Statistical Multiplexing of Sporadic Source-Exact and Approximate Performance Analysis", ITC-13, pp. 787-793, 1991.
- [13] A. Baiocchi, N. B. Melazzi, M. Listanti, A. Roveri and R. Winkler, "Loss performance analysis of an ATM multiplexer loaded with high-speed on-off sources", *IEEE JSAC*, vol.9, no.3, 1991.
- [14] O. Hashida, Y. Takahashi and S. Shimogawa, "Switched batch bernoulli process(SBBP) and the discrete-time SBBP/G/1 queue with application to statistical multiplexer performance", *IEEE JSAC*, vol.9, no.3, pp.394-401, 1991.
- [15] B. Kraimeche and M. Schwartz, "Bandwidth allocation strategies in wide-band integrated networks", *IEEE JSAC*, vol. SAC-4, no. 6, pp.869-878, Sep. 1986.
- [16] Y. Osaki, N. Kudo, J. Maeno and K. Obara, "Call Acceptance Control for ATM Private Network", 전자정보통신학회 기술보고, SSE88-188, pp.43-48, 1988.
- [17] G. Gallassi, G. Rigolio and L. Fratta, "ATM : Bandwidth Assignment and Bandwidth Enforcement Policies", Globecom '89, pp.1788-1793, 1989.
- [18] T. Tamitake, and T. Suda, "Evaluation of an Admission Control Scheme for an ATM Network Considering Fluctuations in Cell Loss Rate", Globecom '89, pp.1774-1780, 1989.
- [19] H. Arai, M. Kawarasaki, and S. Nogami, "An Analysis of Call Admission Control in the ATM Network", 전자정보통신학회논문지, B-I, vol. J 72-B-1, no. 11, pp.1000-1007, Nov. 1989.
- [20] K. Noguchi and T. Okada, "Resource Management Strategy in an ATM Network," 전자정보통신학회논문지, B-I, vol. J 73-B-1, no. 10, pp.733-743, Oct. 1990.
- [21] S. B. Jacobsen, et al., "Load Control in ATM Networks", ISS Proc. vol. V, pp.131-138, May 1990.
- [22] A. Hiramatsu, "ATM communication network control by neural networks", *IEEE Trans. on Neural Networks*, vol. 1, no. 1, Mar. 1990.
- [23] P. Castelli, E. Cavallero, A. Tonietti, "Policing and Call Admission Problems in ATM Networks", ITC-13, pp.847-852, 1991.
- [24] C. Rasmussen, J. H. Sorensen, K. S. Kvols, and S. B. Jacobsen, "Source-independence call acceptance procedures in ATM networks", *IEEE JSAC*, vol.9, no. 3, Apr. 1991.
- [25] R. Guerin, H. Ahmadi, and M. Naghshineh, "Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks", *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 7, pp.968-981, Sep. 1991.
- [26] H. Saito and K. Shiomoto, "Dynamic call admission control in ATM networks", *IEEE JSAC*, vol. 9, no. 7, pp.982-989, Sep. 1991.
- [27] CCITT Draft Recommendation I.371, "Traffic Control and Resource Management in B-ISDN", Melbourne, Dec. 1991.
- [28] CCITT SGXVIII No. D1423, "Standardization Items for Traffic Management", June 1991.
- [29] J.S. Turner, "New Direction in Communications (or Which Way to the Information Age?)", *IEEE Comm. Mag.*, Oct. 1986.
- [30] E. Rathgeb, "Policing Mechanisms for ATM Networks-Modelling and Performance Comparison", Proc. 7th ITC Seminar, pp.10.2-10.11, Moristown,

- 1990.
- [31] M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti, "Effectiveness of the 'leaky bucket' policing mechanism in ATM networks", *IEEE J. Select. Areas in Com.*, vol. 9, no. 3, Apr. 1991.
- [32] P. Castelli, A. Forcina and A. Tonietti, "Dimensioning Criteria for Policing Functions in ATM Networks", Infocom '92, pp.759-766, 1992.
- [33] 안윤영, 이동호, 조유제, "ATM 망에서의 사용 감시 제어 알고리즘에 대한 성능 평가", JCCI-'92, pp.271-275, 1992.
- [34] CCITT SGXVIII No. D1327, "Revised Text for Annex C, Entitled 'Traffic Description,' to Draft Recommendation I.35B", June 1991.
- [35] N. Yamanaka, Y. Sato and K. Sato, "Performance limitation of leaky bucket algorithm for usage parameter control and bandwidth allocation methods", *IEICE Trans. Com.*, vol. E75-B, no. 2, pp.82-86, Feb. 1992.
- [36] E. Rathgeb, "Modelling and performance comparison of policing mechanisms for ATM networks", *IEEE JSAC.*, vol. 9, no. 3, pp.325-334. Apr. 1991.
- [37] CCITT SGXVIII No. D1856, "Performance Comparison of UPC Algorithms", (NTT) Dec. 1991 (Melbourne).
- [38] CCITT SGXVIII, Contribution No. D2119, "Enhancement of Sliding Window UPC Algorithm Assuming Cell Delay Variation-Virtual Shaping", (NTT) Jun. 1992(Geneva).
- [39] J.A.S. Monteiro, M. Gerla and L. Fratta, "Input Rate Control for ATM Networks", ITC 13, pp. 117-122, 1991.
- [40] F. Guillemin, P. Boyer and L. Romoef, "The Spacer-Controller : Architecture and First Assessments", IFIP Workshop, pp.294-304, 1992.
- [41] F. Guillemin, P. Boyer, A. Dupuis and L. Romoef, "Peak Rate Enforcement in ATM Networks", INFOCOM '92, pp.753-758, 1992.
- [42] Hiroshi Saito, Konosuke Kawashima, Ken-ichi Sato, "Traffic control technologies in ATM networks", *IEICE Trans.*, vol.E 74, no.4, April 1991.
- [43] G. Woodruff, R. Kosipalboon, "Multimedia traffic management principles for guaranteed ATM network performance", *IEEE JSAC*, vol. 8, April 1990.
- [44] Osama Aboul-Magd, Henry Gilbert, Marek Wernik, "Flow and Congestion Control for Broadband Packet Networks," ITC-13th, 1991.
- [45] Adrian E. Eckberg, Bharat T. Doshi, Richard Zoccolillo, "Controlling Congestion in B-ISDN/ATM : Issues and Strategies", *IEEE Commun. Magazine*, September 1991.
- [46] CCITT Draft Recommendation I.371 "Traffic Control and Resource Management in B-ISDN".
- [47] CCITT SG XVIII TD.39(PLEN), "I.361(Proposed Revision)", Melbourne 2-13, December 1991.
- [48] B.A. Makrucki, "On the Performance of Submitting Excess Traffic to ATM. Networks", Globecom '91, 1991.
- [49] Y. Lim, J. Kobza, "Analysis of a Delay-Dependent Priority Discipline in an Multiclass Traffic Packet Switching Node", *IEEE Infocom '88*, pp. 888-898, 1988.
- [50] H. Saito, "Optimal discipline for real-time traffic at ATM switching nodes", *IEEE Trans. Commun.*, vol.38, no.12, Dec. 1990.
- [51] R. Chipalkatti, J. F. Kurose, D. Towsley, "Scheduling policies for real-time and nonreal-time traffic in a statistical multiplexer", *IEEE Infocom '89*, pp.774-783, 1988.
- [52] P. Bhattacharya, A. Ephremides, "Optimal scheduling with strict deadlines", *IEEE Trans. Automat. Contr.*, vol. 34, pp.721-728, July 1989.
- [53] T. M. Chem, J. Walrand, D. G. Messerschmitt, "Dynamic priority protocols for packet voice", *IEEE JSAC*, vol. 7, June 1989.
- [54] D. J. Goodman, "Embedded DPCM for variable bit rate transmission", *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-28, pp.1040-1046, July 1980.
- [55] N. S. Jayant, S. W. Christensen, "Effects of packet losses in waveform coded speech and improvements due to an odd-even sample-interpolation procedure", *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-29, pp. 101-109, Feb. 1981.
- [56] S. Sumita, T. Ozawa, "Achievability of Performance Objectives in ATM Switching Nodes",

Proc. of IFIP, North Holland, Amsterdam, pp.45-46, 1989.

ontrol for High Speed Packet Switched Networks”, IEEE Infocom '90, pp.520-526, 1990. 

[57] K. Bala, I. Cidon, K. Sohrawy, “Congestion Con-

**筆者紹介**

**姜 相 赫**

1967年 10月 1日生  
 1990年 2月 한국과학기술원 과학기술대학 전기 및 전자공학과  
 1992年 2月 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (공학석사)  
 1992年 3月 ~ 현재 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (박사과정)

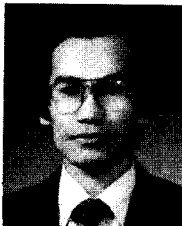
**邊 性 赫**

1969年 5月 17日生  
 1991年 2月 한국과학기술원 과학기술대학 전기 및 전자공학과  
 1991年 3月 ~ 현재 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사과정)

**鄭 敏 永**

1967年 1月 23日生  
 1990年 2月 한국과학기술원 과학기술대학 전기 및 전자공학과  
 1992年 3月 ~ 현재 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (석사과정)

1990年 3月 ~ 1992年 2月 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 위촉연구원



**成 檀 根**

1952年 7月 19日生  
 1975年 서울대학교 전자공학과  
 1982年 텍사스주립대학 전기 및 컴퓨터 (공학석사)  
 1986年 텍사스주립대학 전기 및 컴퓨터 (공학박사)

1977年 ~ 1980年 한국통신기술연구소(현 ETRI) 연구원  
 1986年 ~ 현재 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 조교수