

ATM 트래픽 제어

姜相赫 · 邊性赫 · 徐榮翊 · 鄭敏永 · 成檀根
(한국과학기술원 전기및 전자공학과)

■ 차 례 ■

- I. 서 론
- II. 트래픽 특성과 요구조건
- III. 트래픽 모델과 응용
- IV. 트래픽 제어 기술
- V. 결 론

I. 서 론

고도정보화사회 하부구조로서의 역할을 하고 있는 전기통신망은 현재의 전화망으로부터 진화하여 음성, 데이터, 화상 등의 다중매체를 동시에 수용할 수 있는 하나의 통합망, 즉 종합정보통신망(Integrated Services Digital Network)의 실현을 위하여 각국에서는 노력하고 있다. 이 ISDN의 개념은 1970년 초의 통합 디지털 전송망(Integrated Digital Network)에서 출발하여 1980년대에서의 서비스의 통합망의 개념과 합쳐져 이루어진 것으로, 1984년에 국제 전신 전화 자문위원회(CCITT)에서 ISDN에 관한 최초의 권고안^[1]이 나오고 1988년에 2차 권고안^[2]이 나와 현재에 이르고 있다. 현재 광대역 통신망에 대한 활발한 연구 협의가 진행중에 있으며, 1990년에 B-ISDN에 관한 I계열의 권고안 초안^[3]이 만들어졌고, 최근에는 가입자-망 인터페이스에서의 흐름제어 프로토콜 등 미 해결 문제에 대한 연구 협의가 계속되고 있다.

ATM은 B-ISDN을 실현하기 위한 기술로서 패킷교환에 가까운 기술이지만 망측의 부담을 줄이기 위한 간단한 프로토콜을 사용하고, 패킷교환기에서의 교환기내 프로세서에 의한 축적교환 대신에 셀의 교환을 하드웨어로 수행하고 교환기내 전송지연의 감소와 고속동작을 가능하게 하여 수율(throughput)을 대폭 향상시키는 것이 실현되며, 여기에는 종래의 패킷

교환 방식에서의 한계를 넘기 위해 여러가지의 새로운 기술이 필요하다.

ATM은 각종 정보에 대하여 동일 형식의 셀을 사용해서 일관된 전송제어를 행하여 융통성, 효율성의 향상을 도모하도록 되어 있다. 그러나 ATM은 음성, 데이터, 화상등 다양한 트래픽 특성을 가진 정보를 일원적으로 취급하는 것은 가능하지만, 각 서비스별 셀의 전송품질의 요구조건, 즉, 예를 들어 셀 전송지연 시간, 셀 손실율, 망자원의 고정적 / 통계적 할당 방식 등이 달라지며, 망자원의 효율적인 운용과 가입자의 요구 서비스 품질 기준을 만족하기 위하여 고도의 트래픽 제어기술이 요구된다.

본고에서는 상기와 같은 ATM 환경에서의 호의 발생 트래픽의 특성과 ATM망에서 필요한 트래픽 요구조건들을 알아보고 ATM 교환기에서의 트래픽 제어 방식 등을 알아본다. 2장에서는 트래픽의 특성과 품질의 요구조건들을 알아보며, 3장에서는 ATM 환경에서의 트래픽 모델링과 통계적 다중화에서의 버스트 트래픽의 특성, 4장에서는 트래픽 제어기술로서의 호 수락 제어, 대역폭 할당 및 감시, 폭주 제어, 그리고 가입자-망간의 인터페이스에서의 흐름제어(Generic Flow Control)에 관하여 다루며, 5장에서는 마지막으로 결론을 맺는다.

II. 트래픽 특성과 요구조건

다중매체(Multi-media) 서비스의 트래픽 환경에서 각종 서비스들의 트래픽 특성을 최번시 트래픽 양식과 호 시도율, 호 지속시간, 호당 트랜잭션의 수, 호 전송 속도등의 관점에서 분석할 수 있으며, 호 접속시 정보가 간헐적으로 발생하므로 버스트 특성(Burstiness)으로 트래픽을 비교 분석할 수 있다. 이 버스트 특성지수(Burstiness Factor)^[4]는 소스의 최대 대역폭과 실제로 사용된 평균 대역폭의 비로서 정의되며, 항상 1보다 크게 되는데, 값이 클수록 버스티한 특성을 가짐을 나타낸다. 다중매체 서비스를 수용하는 ATM 교환망에서의 개개 서비스의 버스트 특성을 자원의 효율적 관리를 위한 중요한 변수가 되며, 음성인 경우 2-3 정도로 낮으며, 상호 대화형 데이터 통신인 경우 버스트 특성지수가 10 이상으로 대단히 높아서, 평균 사용 대역폭에 비해 최대 대역폭이 아주 크다는 것을 의미한다. 저속/고속 데이터, 음성, 화상 등의 다양한 트래픽 특성을 가진 통신매체를 종합 수용하는 경우 각각의 호원(source)에 있어서의 버스트 특성에 따라 대폭적인 트래픽 변동이나 트래픽 소통율의 저하등을 야기한다. 그러므로 이러한 버스트 특성이 전송로 용량에 따른 통계적 다중화시의 다중도 계산, 정보 발생 속도에 따른 최대 전송효율 등의 계산에 고려되어야 하며, 다원 트래픽을 수용시 호원의 버스트 특성에 따라 호 수의 제한을 행하는 등의 트래픽의 제어가 필요한 것이다.

한편 ATM 망에서의 망 품질을 결정하는데 있어서, ATM은 기본적으로 정보를 셀 단위로 보내는 것이므로 셀 레벨에서의 품질을 유지하는 것은 대단히 중요하며, 중요한 품질요소로는 셀 전송지연 및 전송지연 변화율(delay variation), 셀 손실을 등이 있다. 셀 전송지연은 하나의 셀이 송신측에서 수신측까지 도달하

는데 소요되는 시간으로 여기에는 전송대기 시간등이 포함되며, 특히 전송 대기 시간은 전송될 트래픽 양에 따라 전송지연상의 변동이 일어나므로 정보를 다시 복구시킬때 이 전송지연 변동량을 흡수하여야 한다.

매체별 요구 품질의 예로써, 음성이나 화상은 모두 셀의 전송지연에 아주 민감한(delay sensitive) 특성을 나타내는 반면, 음성은 셀 폐기율이 10⁻² 정도까지도 허용되지만, 화상은 10⁻⁹ 정도 이하의 셀 폐기율을 만족시켜야 한다. 한편 데이터는 전송 지연에는 비교적 엄격하지 않은 조건을 요구하지만, 셀 폐기율에는 아주 민감하여 10⁻⁹~10⁻¹² 정도의 폐기율을 만족시켜야 한다.

Ⅲ. 트래픽 모델과 응용

다중 서비스를 수용하는 망에서의 트래픽 흐름을 분석하기 위해 다층구조(multi-layer structure)에 의한 트래픽 분석이 제기되고 있다^[5-8]. 다층 레벨의 트래픽 프로세스를 호 레벨(계층 3), 버스트 레벨(계층 2)와 셀 레벨(계층 1)로 나누어지며 그림 1에 다층 레벨의 트래픽 구조가 나타나 있다. 여기서 보면 하나의 호가 발생하면 버스트 레벨에서는 여러개의 버스트가 발생하고, 또 각각의 버스트 당 정보의 유무에 따라 셀 정보가 송출되는 구간과 송출되지 않는 구간이 교대로 나타난다. 이와 같은 다층 레벨에서의 트래픽 실체의 흐름은 τ_m 과 θ_m 의 2가지의 랜덤 변수로 나타낼 수 있다^[6,8].

τ_m : m+1 상위 계층에서의 활동기(active period) 동안에 m 계층에서의 트래픽 실체의 도착 시간

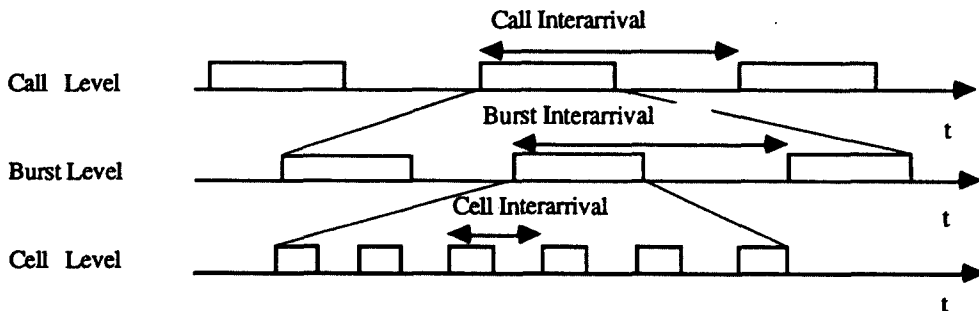


그림 1. 트래픽의 다층구조

θ_m : 계층 m에서의 트래픽 실체의 크기

ATM 환경에서 취급하는 다중 매체 정보 트래픽을 비트 속도의 관점에서 분류하면 음성, 데이터, 정지 화상등의 저속매체와 동화상과 같이 수 10Mb/s에서 100Mb/s 정도의 최대 비트속도를 가진 고속 매체가 있다. 고속 매체의 경우 ATM 셀 트래픽의 모델로 IPP(Interrupted Poisson Process) 모델^[28]이 고려되고 있다. 이 트래픽 모델은 그림 2에 나타나 있는데 이 모델은 아래의 3가지 매개변수로 규정된다.

- ON 상태의 계속 시간 : 평균 $1/\gamma_a$ 의 지수분포
- ON 상태에서의 셀도착 : 평균 λ_a 의 Poisson 분포
- OFF 상태의 계속시간 : 평균 $1/\gamma_b$ 의 지수분포

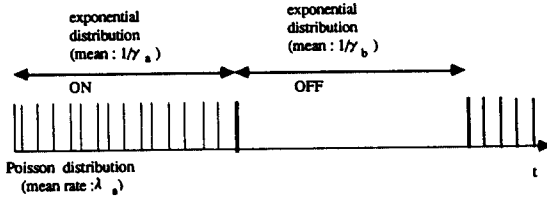


그림 2. IPP 모델

저속 매체로 부터 발생하는 셀 트래픽 모델도 위의 모델과 유사하게 규정할 수 있으며, 단일 음성 단말로 부터의 셀 도착 모델^[9]의 예가 그림 3에 나타나 있는데 여기서 음성의 도착 프로세스를 음성 정보가 나오는 구간 (talk spurt)와 침묵(silence)구간을 각각 지수 분포로 모델링하며 음성정보 송출구간에서는 일정한 주기로 셀을 송출하는 모델(deterministic process)을 사용하였다. 한편 고속 트래픽과 저속 트래픽이 혼재한 경우 이 도착과정은 고속 트래픽 (고속 매체 1단 말)을 IPP로 모델링하고 저속 트래픽을 Poisson으로 근사시킬때 이 중첩된 트래픽의 도착과정을 MMPP (Markov Modulated Poisson Process)로 근사시킬 수 있다. 이 MMPP는 그림 4에 나타나 있듯이 2가지의 상태의 위상을 가진 도착과정으로 아래의 4가지의 매개 변수로 정의된다^[28].

- 상태 1의 계속시간 : 평균 $1/\gamma_1$ 의 지수 분포
- 상태 1의 셀도착 : 평균 λ_1 의 Poisson 과정
- 상태 2의 계속시간 : 평균 $1/\gamma_2$ 의 지수 분포
- 상태 2의 셀도착 : 평균 λ_2 의 Poisson 과정

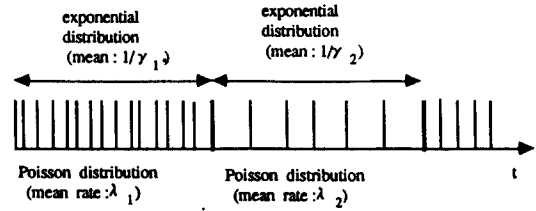


그림 3. 음성원으로부터의 셀의 도착 프로세스의 예

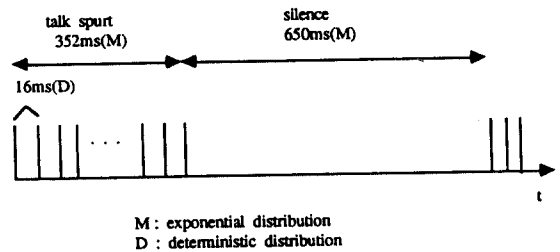


그림 4. MMPP 모델

각종 트래픽의 통계적 다중화에 의한 평가^[9-14]는 그동안 많은 연구가 되어오고 있는데 주로 비교적 저속의 버스트 트래픽을 통계적 다중화한 경우의 버퍼에서의 셀의 폐기율 특성등이 분석되었다. Sriram^[10] 등은 음성과 데이터를 다중화하는 패킷 다중화에서의 $\Sigma GI_k / G / 1$ 의 트래픽 모델을 사용하여 평균 대기시간을 해석하였고 Heffes^[9] 등은 음성과 데이터 트래픽의 다중화를 Markov 변조 Poisson과정 (MMPP)으로 모델화하여 평균 대기 시간을 해석하였으나 다중화된 버스트 패킷 트래픽을 MMPP로 모델한 것의 적용 범위는 명확하지 않다. 한편 Dittmann^[11] 등은 동일한 트래픽 특성의 호를 ATM 환경에서 다중화할 때 셀의 폐기율에 영향을 미치는 매개변수를 분석하였는데 버퍼 용량에 대한 평균 버스트 당 셀의 수가 버스트 특성(burstiness)보다 더 중요한 매개 변수가 됨을 밝히고 있다. Sato^[12] 등은 다양한 호원으로 부터 발생하는 트래픽의 통계적 다중화에서 음성과 데이터의 트래픽을 초지수함수분포(hyperexponential distribution)를 사용한 $H_2 / D / 1$ 트래픽 모델을 사용하여 다중화 특성을 해석하고 있으며 Noguchi^[13] 등은 ATM 환경에서 버스트 트래픽 모델을 ON/OFF의 2가지 상태 과정으로 근사시키고 이 버스트 트래픽 특

성이 같은 속성을 가진 호에 대한 통계적 다중화와 버스트 트래픽 특성이 다른 속성을 가진 경우에서의 통계적 다중화 특성을 시뮬레이션에 의해 평가 분석하였는데 동일 버스트 속성을 가진 단일호 종류의 환경에서의 통계적 다중화 특성이 양호한 반면에 버스트 속성이 다른 호를 동시에 다중화한 경우 통계적 다중화 효과는 감소하며 특히 평균 수율(throughput)의 차가 큰 버스트 트래픽의 속성을 가진 호간의 통계적 다중화 효과는 급격하게 감소함을 알 수 있다. 한편 1991년 6월 CCITT 연구그룹 XVIII회의에서 가입자-망 인터페이스상에서의 흐름제어(Generic Flow Control)을 위한 프로토콜의 시험시 사용될 시험부하^[15]로 서로 다른 비트속도를 가진 5가지의 연속 비트속도(CBR)트래픽과 8가지의 서로 다른 트래픽 특성을 가진 가변 비트 속도(VBR) 트래픽 패턴이 제시되었으며 이 시험 부하를 사용하여 각종 다른 흐름제어 프로토콜의 성능 평가에 응용하고 있다.

IV. 트래픽 제어 기술

ATM 환경에서 다양한 트래픽 특성을 가진 호를 각각 서로 다른 요구 품질을 만족시키기 위하여는 여러가지의 트래픽 제어기술이 필요하다. ATM망 내에서 트래픽 제어기술에는 호 수락 제어 기술^[24-35], 망내 자원 관리 기술^[5], 사용상황 감시^[38-44], 폭주 제어^[21-22], 가입자망 인터페이스 흐름제어^[45-65] 등이 있다.

4.1 호 수락제어

호 수락제어는 단말측으로부터 평균비트속도, 최대비트속도, 버스트특성, 최대비트 속도지속시간등 트래픽특성과 함께 지연이나 셀의 폐기율등과 같은 요구품질등급을 호접속요구시 망에 신고하면 이 신고값에 따라 망은 망 자원의 사용상태를 보아 할당할 대역폭을 결정하여 호를 수용하거나 새로운 대역폭 할당이 가능하지 않은 경우 새로운 호의 수락을 거부한다. 이때 중요한 고려사항은 버스트트래픽속성의 규정변수의 결정과 호의 수락판정 알고리즘의 선택 등인데 버스트트래픽 속성의 규정변수가 되기 위하여는 단말에서의 제어가 쉽고 가입자가 쉽게 신고 가능하여야 하며 이 신고값에 대하여 망에서 쉽게 사용상태를 감시할 수 있어야 하고 망 측에서 트래픽의 상황을 파악할 수 있는 변수일 필요가 있다. 호 수락 제어에서 고려되는 서비스품질요소로는 셀 폐기율,

전송지연, 지연변동등을 들 수가 있는데 이때 전송지연이나 지연변동등은 적절한 우선순위 제어와 버퍼 시스템에 의하여 해결될 수 있다고 보며^[33], 대부분의 문헌에서 셀 폐기율에 초점을 맞추어 연구하였다. 한편 많은 문헌에서 트래픽을 버스트 계층에서 분석하여 확률적인 셀 폐기율의 값을 구하였다. 그 중 기본적인 방법은 소스트래픽을 on/off모델로 가정하여 최대비트율을 PBR, 평균 비트율을 ABR, 이때의 버스트지수를 B라 했을때, n개의 균일한 트래픽 채널이 연결된 상태의 셀 폐기율의 기대치(CLR)는 다음과 같이 나타낸다.^[27,30,35]

$$CLR = \sum_{k=0}^n \left[\frac{k \text{ PBR} - C}{n \text{ ABR}} \right]^+ n C_k (1/B)^k (1-1/B)^{n-k}$$

$$[X]^+ = \begin{cases} X, & X \geq 0 \\ 0, & X < 0 \end{cases}$$

여기서 C는 출력링크의 전송용량이다.

Tamitake^[27] 등은 균일 트래픽환경에서 버스트구간의 채널의 수가 변함에 따른 셀 폐기율 값의 변화를 구하고, 이때 그 변화의 속도가 셀의 전송시간에 비하여 느리게 진행될때, 이에 대한 quasi-stationary 근사화 방법을 도입하여 폭주상태의 시간간격에 대하여 해석하였으며, 결과적으로 셀 폐기율의 변화도가 저속매체의 다중화시보다 고속매체의 다중화시에 더 크게 나타났다. Rasmussen 등^[33]은 버퍼의 크기에 따른 셀 폐기율의 상한값을 구하고 이의 경향을 제시하였다.

또한 통계적 다중화시에 각각의 채널이 차지하는 가상의 대역폭의 개념을 사용하여 분석한 방법중^[26, 34] Gallassi^[26]는 B_m의 평균대역폭을 가진 n개의 채널이 연결된 경우 전체 사용대역폭 W을

$$W = R(b, n, L) n B_m$$

b : burstiness
L : burst length

으로 나타내었다. 여기서 R(b, n, L)은 확장요소(expansion factor)이다. 한편 Guerin^[34]은 다중화 채널의 비트율을 연속변수 Markov Chain 형태의 Fluid-flow 근사화 방법과 Bernulli process에 기초한 Stationary 근사화 방법에 따라 각각의 방법에서의 가상 다중화 대역 C(F), C(S)를 구한다. 여기서 Fluid-flow 근사화

방법의 C(F)는 비교적 적은 계산시간을 요한다. 반면 Stationary 근사화 방법의 C(S)는 비교적 긴버스트구간의 많은 채널이 다중화 된 경우 다중화 효과를 잘 반영한다. 등가대역 C는

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

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

호의 수락제어에 있어서 어떠한 특정한 트래픽모델링을 가정하여 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. Sato^[35]는 단위시간에 도착한 셀중에 이미 연결된 트래픽소스에서 생성된 셀과 새로 연결된 소스에서 들어온 셀의 수의 비율을 파악하여 이 값을 호의 수락제어에 이용하였다. 이때 s의 시간구간동안 셀의 입력형태를 관측하고 이의 N배구간 sN을 하나의 renewal 주기로 보았다. 그리고 현재의 구간에 들어오는 셀이 이미 연결된 소스들 중에서 들어 올 확률을 p(t)라하고, 이의 실제 관측값이 q(t)일때 p(t+1)을

$$p(t+1) = aq(t) + (1-a)p(t), (0 < a < 1)$$

의 형태로 나타냄으로써 실제 관측값을 이용하는 방법을 보였다.

그리고 앞의 해석적 방법들과는 달리 Hiramatsu^[31]는 셀의 입력패턴벡터 p(t)와 이때의 망의 상황이 서비스 기준을 만족하는지의 여부에 따라서 각각 0과 1의 값을 갖는 변수 J와의 관계를 신경회로망으로 학습시키며 제어하는 방법을 제시하고 있다.

호 수락제어에 있어서 가장 어려운 점은 가변적인 ATM트래픽을 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 정의도 계속 연구하여야 할 문제이다.

4.2 사용상황감시제어(UPC) 메커니즘

사용상황감시제어(UPC)는 사용자-망 인터페이스에서 사용자와 망사이에 약정된 트래픽 표시자(descriptor)를 위반하는지의 여부를 알아내고 이에 대해서 적절한 조치를 행함으로써 망자원 보호를 통해 망의 효율을 높이는 역할을 한다. CCITT^[36,37]에서는 현재 특정한 UPC 메커니즘이 표준화되지 않고 있다. 이는 최적의 UPC 메커니즘은 대역할당 방법에 따라 다르고, 모든 망에서 대역 할당 방법에 차이가 있고, 또한 UPC 회로구현 조건은 가상채널수(VCs) / 가상경로수(VPs)와 VC-UNI / VP-UNI에서의 운용 속도에 따라 다르기 때문이다. 그러므로 UPC 메커니즘은 위반된 트래픽의 발견 능력, 감시 매개변수(parameter)에 대한 범위의 선택성, 위반 매개변수에 대한 응답 시간, 그리고 구현의 용이성등을 고려하여 선택되어야 하며, UPC 메커니즘으로 리키 버킷(Leaky Bucket : LB), 점핑 윈도우(Jumping Window : JW), 슬라이딩 윈도우(Sliding Window : SW), 지수적 가중치 이동 평균(Exponentially Weighted Moving Average : EWMA), 그리고 최대계수기(Peak Counters : PC) 메커니즘등이 제안되어 있다.

4.2.1 LEAKY BUCKET(LB)^[38]

가장 널리 알려져 있는 사용 감시 메커니즘으로 소스에서 셀이 발생할때 마다 1씩 증가 시키고, 일정 시간 간격(Leaky Rate : Be)으로 1씩 감소시키는 계수기를 가지고 있으며, 이 계수기의 최대값은 Q로 제한되어 있다. 셀이 발생하였을 때 이 계수기의 값이 Q (Bucket Size : Pseudo Queue Length)보다 크면 이때 발생된 셀을 폐기 시키고 Q보다 작을때 셀을 통과 시킨다. 계수기의 최대치 Q와 Be는 호의 연결시 사용자가 신고한 트래픽에 따라 결정되어진다. LB 메커니즘은 하드웨어 구현이 비교적 간단하다. Butto^등^[39]은 유체흐름 근사 방법(Fluid flow approach)으로 LB 메커니즘의 성능을 분석 하였는데 버스트와 침묵 기간이 지수분포를 가질때 LR(leaky rates)을 소스의 최대 비트율과 평균비트율에 가깝게 하면 이들 트래픽 표시자에 대해서는 효과적으로 감시할 수 있으나, 버스트길이의 감시에는 효과적이지 못함을 보였다. LB 메커니즘의 개량형으로 가상 LB(Virtual LB) 메커니즘이 있는데 이는 LB와 동일한 메커니즘을 사용하나 망 인터페이스에서 셀을 폐기시키는 대신 표시(marking)하여 망이 폭주하게되면 망 노드에서 표시

(marking)된 셀을 우선적으로 폐기시켜 셀폐기율을 감소시키는 효과가 있다. LB와 동일한 메커니즘을 사용하나 계수기를 2개 두고 하나는 최대셀율을 감시하고 다른 하나는 최대셀율을 제외한 다른 트래픽 표시자들을 감시하는 이중 LB(Dual LB)^[40]가 있다(그림 5). Yamanaka 등^[41]은 DLB에 대하여 LB 메커니즘에서 허용되는 가장 버스트한 패턴을 사용하였을 때 기존의 통계적 대역할당방법은 VC / VP의 설정시 서비스의 질을 보장할수 없음을 시뮬레이션을 통해 보였다.

4.2.2 Jumping Window(JW)^[42]

JW 메커니즘은 일정기간 동안 발생한 셀의 갯수를 제한하는 방법으로 이 일정기간을 윈도우 크기(Window size : T)라 한다. T 시간후에 새로운 윈도우가 시작되므로 JW라고 한다. 이 메커니즘의 구현에는 윈도우 크기를 나타내는 시간 측정기와 윈도우 기간에 발생하는 셀의 갯수를 세는 계수기가 필요하다. 윈도우 기간내에 셀이 발생할때마다 계수기를 1씩 증가시키고 윈도우가 끝나면 계수기의 값을 0으로 하는 새로운 윈도우가 시작되며, 최대 허용 셀 갯수를 초과하여 발생하는 셀은 폐기시키고, 윈도우 크기와 윈도우내에 발생하는 최대 허용 셀 갯수를 나타내는 한계 값들으로써 소스 트래픽을 감시한다. JW의 개량형으로 기동 JW(Triggered JW) 메커니즘이 있고, 이 TJW 메커니즘은 JW 메커니즘에서 윈도우가 셀의 도착시간에 관계 없이 겹치지 않게 연속적으로 배치되어 있는

것을 개량하여 윈도우의 첫 부분을 셀이 도착하는 시간과 동기시켜 윈도우가 시작되게하는 것을 제외하고 JW 메커니즘과 동일하다.

4.2.3 Sliding Window^[42]

SW 메커니즘은 위험한 다리(Dangerous Bridge)(그림 6)라고도 부르며 일정한 크기(T)의 윈도우가 시간축을 따라 이동하며, 셀이 발생할 때마다 계수기를 1씩 증가 시키고 현재의 기준으로 T이전에 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(N)를 제한함으로써 계수기의 값이 N일 때 발생하는 셀은 폐기(또는, 표시)시킴으로써 소스 트래픽을 감시한다. SW 메커니즘은 T 기간동안 발생한 셀의 갯수뿐만아니라 각 셀의 도착시간에 대한 정보를 기억하고 있어야 하므로 하드웨어 구현이 복잡하다. NTT^[46]에서는 LB, JW, 그리고 SW 메커니즘에 대해서 에러 형태 I (Type I error : UPC / NPC가 트래픽 표시자(descriptor)를 준수하는 셀들을 폐기시키거나 표시(tagging)할 때의 에러)과 에러 형태 II (Type II error : UPC / NPC가 트래픽 표시자를 준수하지 않는 셀들을 폐기시키거나 표시(tagging)하지 못했을때 생긴 에러)의 정확도를 비교하였는데 에러형태 I 은 세가지 메커니즘에서 모두 0을 보장할 수 있으나, 에러형태 II에 대해서는 SW 메커니즘만이 제대로 감시할 수 있다고 한다. 즉, SW(DB) 메커니즘은 JW나

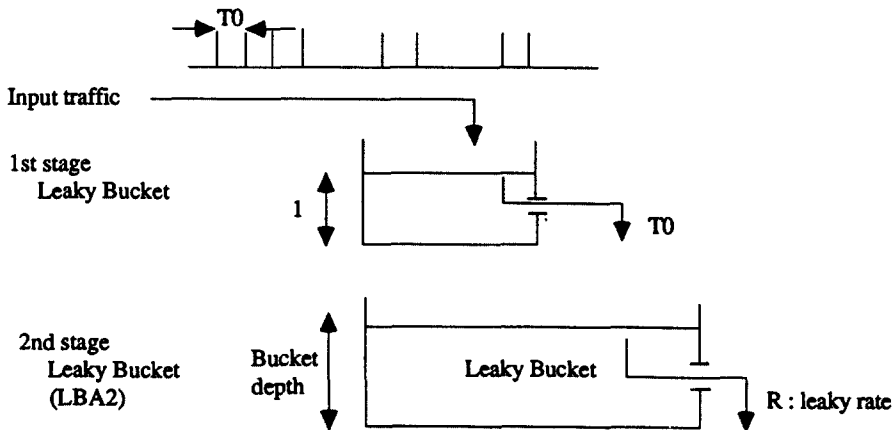


그림 5. 이중 리키 버킷 알고리즘(The dualleaky bucket algorithm)

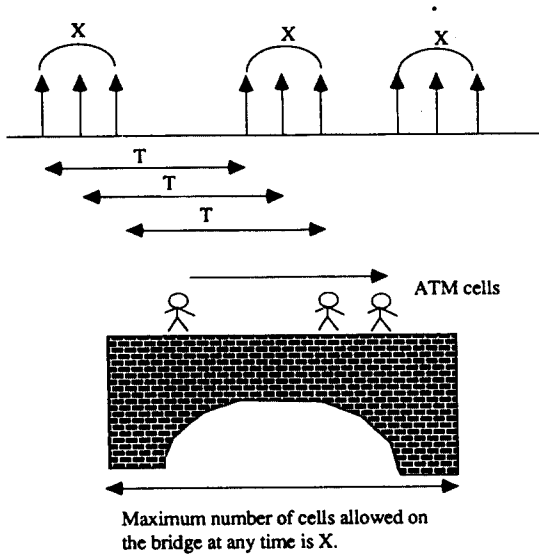


그림 6. "위험한 다리"(Dangerous Bridge)방법 (Sliding window type)

LB메커니즘과 비교하여 대역 할당에서 최고의 효율을 가지는 결론을 보이고 있다.

4.2.4 Exponentially Weighted Moving Average (EWMA)^[42]

EWMA 메커니즘에서의 윈도우 운용은 JW와 같다. 그러나, JW 메커니즘에서는 각 윈도우에서 허용되는 최대 셀 갯수가 변하지 않으나 EWMA 메커니즘에서는 현재 윈도우에서 허용되는 최대 셀 갯수가 이전 윈도우에서 발생된 셀 수에 따라 변하게 된다. 다시말해서 이전 윈도우에서 셀이 최대 허용 갯수보다 작게 발생하면 현재 윈도우에서는 최대 허용 셀 갯수를 약간 증가시킨다.

4.2.5 Peak Counters(PC : Input rate Control)^[44]

PC 메커니즘은 두개의 계수기로 구현되는데 첫번째 계수기는 평균계수기로 LB 메커니즘에서의 가상 대기(계수기)와 유사하며 이 계수기는 평균계수기 문턱 값(T_a)와 최대값(Q), 그리고 평균계수기 감소율(B_a)을 가지고 입력소스 트래픽의 평균비트율의 감시에 사용되며, 두번째 계수기는 최대계수기로써 최대계수기 최대값(T_p)과 감소율(B_p)이 얼마나 오랫동안 평균계수기 값이 평균계수기 문턱값(T_a) 이상에

서 동작되었는가를 감시하는데 사용된다. 소스로 부터 셀이 발생하였을 때 평균계수기의 값이 T_a 보다 작으면 평균계수기의 값을 1씩 증가시키고 T_a 보다 크면 최대계수기의 값을 1씩 증가시킨다. 만약 소스로 부터 셀이 발생하였을 때 평균계수기의 값이 Q 이거나 최대계수기의 값이 T_p 이면 이 셀을 폐기시킨다.

4.3 폭주 제어

ATM을 이용한 B-ISDN망에서는 다양한 속도의 호 원으로부터 나오는 버스티한 트래픽을 통계적 다중화해서 회선의 효율을 높일 수 있는 반면에, 복잡한 트래픽 제어가 필요하게 된다.

ATM 망에서는 대부분의 트래픽이 버스티하다. 이런 버스티한 트래픽을 통계적 다중화함으로써 대역폭 이득(Bandwidth gain)을 얻을 수 있지만, 한편으로는 많은 소스들이 동시에 버스트를 내보내면 망은 심한 폭주현상에 빠지게 된다.

ATM에서 폭주제어가 쉽지 않은 이유는 ATM망이 고속이라는 데에 있다. 한 예로, 서로 100 Km 떨어져 있는 인접한 두 스위칭 노드 A, B를 생각해 보자. 한 셀은 424비트이며, 전송지연의 경우, B-ISDN에서는 광케이블을 쓰게 되는데, 빛의 속도가 3×10^8 Km/sec므로 전송지연은 3.3 us/km, 전송로가 1Gb/s이면 한 셀 전송시간은 0.424 us이며, 전송지연 시간은 333 us이다. 즉 A에서 보낸 셀이 B에 도착할 때에는 이미 A는 그사이에 780개의 셀을 더 보내게 되어, 폭주시에는 폭주 사실이 전달되기 전에 이미 큰 피해를 입게 된다. 그러나 만일 1Mb/s의 전송로라면 셀 전송시간이 424 us이고 전송지연시간은 같아서, A에서 보낸 셀의 첫째 비트가 B에 도착할 쯤에도 A는 그 셀의 전송을 끝내지 못하고 있는 상태가 된다. 그러므로 이경우 폭주시에도 빨리 대처할 수가 있다. 즉 고속 전송로일수록 폭주상황에 빨리 대처하기가 힘들다. 그리고 ATM망은 고속으로 동작하고, 작은 셀단위로 처리해야 하기 때문에 프로토콜의 처리시간의 과다로 병목현상을 일으킬 수 있다. 그래서 프로토콜의 단순화가 필수적이어서 링크간의 흐름제어를 제거했기 때문에, 기존의 폭주제어 방법을 사용할 수가 없으며 새로운 방법이 제시되어야 한다.

폭주 제어의 종류는 크게 반응제어(reactive control)과 예방제어(preventive control)의 두가지로 나눌 수 있다. 반응제어는 기존 패킷 통신망에서의 윈도우 제어방식등을 말하는데, ATM에서와 같은 고속망에

서는 전송 지연이 큰 영향을 미쳐서 피드백되는 시간이 너무 늦어진다. 그래서 일단 폭주가 발생하면 망이 이에 효과적으로 대응할 수가 없게 되기에, ATM에서는 폭주가 생기지 않도록 미리 방지하는 방법을 써야 한다.

반응 제어는 폭주가 발생할 때 제어를 시작하지만, 예방 제어는 미리부터 망이 폭주 레벨로 가지 못하도록 한다. 이것은 트래픽이 망에 들어오는 시점에서 제어하는 것이 가장 일반적이면서 효율적인 방법이다. 한편 ATM에서의 예방 제어는 앞에서 언급한 호수락 제어(Call Admission Control)와 대역할당 시행(Flow Enforcement, or Policing) 등에 의해 이루어 질수 있다.

4.4 가입자-망 인터페이스 흐름제어(UNI-GFC)

흐름 제어는 다양한 QOS(Quality Of Service)를 가지고 있는 ATM 접속으로부터 들어오는 트래픽의 흐름을 제어하여 사용자가 원하는 여러가지의 QOS를 지원할 수 있도록 하여주고 단기적인 과부하 상태를 완화하거나 없애기 위하여 트래픽의 흐름을 제어하는 것을 말한다. 이러한 흐름 제어는 ATM 셀 헤더에 있는 GFC(Generic Flow Control) 영역에 의해서 지원을 받는다.

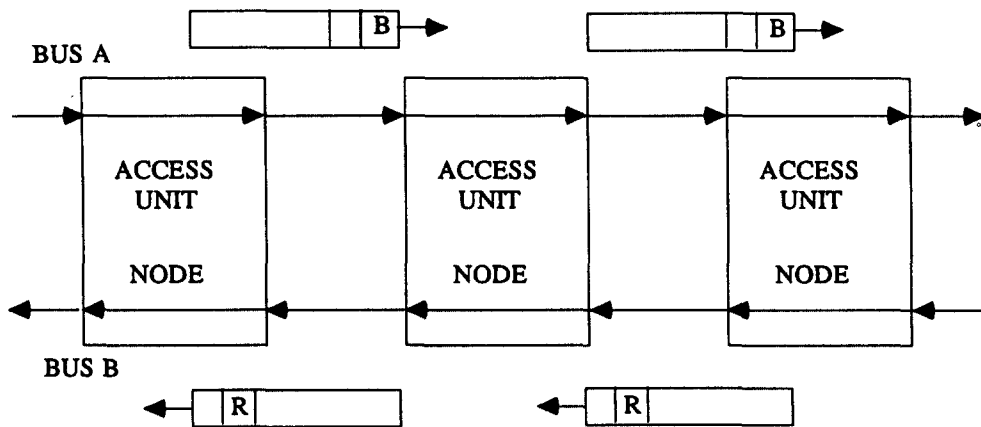
CCITT는 권고안 1.150에 흐름 제어를 위하여 용량

의 보증, 공평성, 사용 효율, QOS, 터미널과 매체에 관계되는 여러가지 요구사항^[45]등을 제시하고 여러 국가로 부터 GFC protocol에 관한 제안서를 받아서 가장 알맞은 protocol을 선정하여 GFC의 표준안을 만들 계획에 있으나 아직 표준안은 확정되지 않은 상태로 활발히 논의가 되고 있다.

현재까지 제안된 주요한 protocol은 다섯 종류가 있는데 각각 Australia, AT&T, Swiss-PTT, NTT, BT에서 발표한 것들이다. 이것들은 크게 두 종류로 나눌 수가 있는데 하나는 MAN(Metropolitan Area Network)의 액세스 방식의 하나로 확정된 DQDB(Distributed Queue Dual Bus)^[46]를 기본으로 하여 약간의 변형을 가한 것으로 Australia, AT&T, Swiss-PTT에서 제안한 것들이 여기에 속하고, NTT와 BT에서 제안한 것은 cyclic 리셋에 기초를 두고 있다.

4.4.1 DQDB를 기본으로 한 방식들

DQDB방식은 그림 7에서와 같이 Dual Bus 구조를 사용하여 한쪽 방향의 버스(예를 들어 버스 A)로 셀을 전송하고 반대방향의 버스(버스 B)로 지나가는 셀의 GFC 영역을 이용하여 셀의 전송을 제어한다. 즉, 터미널이 전송할 셀이 있으면 전송하고자 하는 반대 방향 버스(버스 B)의 GFC 영역을 사용하여 요구



*주 : B = Busy bit
R = REQ bits

그림 7. DQDB 방식

(Request)신호를 보냄으로써 자신이 보낼 셀이 있다는 것을 알려주어 앞의 터미널(버스 A에서 자신보다 왼쪽에 있는 터미널)이 빈 슬롯을 사용하지 못하도록 하고 자신이 그 빈 슬롯을 사용하여 셀을 전송하게 된다.

오스트레일리아 방식^[47]은 이 DQDB 방식에 3개의 액세스 우선순위 개념을 사용하여 각 서비스가 원하는 QOS에 맞도록 우선순위를 배정해 주고 트래픽 변형기(Traffic shaper)를 사용하여 셀 사이의 시간편차를 줄이도록 하였다.

AT&T 방식^[48]은 오스트레일리아 안과 거의 비슷하게 3개의 우선순위 개념과 트래픽 변형기를 가지고 있으며 각 우선순위를 VBR, 많은 지터가 허용 가능한 (Most jitter tolerant) CBR, 작은 지터가 허용 가능한 (Least jitter tolerant) CBR에 할당하였고 VBR 소스에 대하여서는 균형매개변수(balancing parameter)와 버스트매개변수(burst parameter)를 사용하여 공평성을 보장하고 대역균형(bandwidth balancing)을 맞추고자 하였다.

Swiss-PTT 방식^[49] 또한 DQDB를 기본으로 하였으나 몇 가지의 변형을 가함으로써 특색을 이루고 있다. 빈 슬롯 계수기에 기초한 요구소거기능을 채택하여 요구영역을 재사용함으로써 빈 슬롯과 요구사이의 균형을 유지하고 있고, window size라는 매개변수를 사용하여 셀이 도착하기 전에도 여러개의 요구를 보낼 수 있는 기능을 가짐으로써 거리에 의한 노드간의 불공평성을 보상하려고 하였다. 이와 같은 특성에 의해 보통의 DQDB는 아래(그림 7에서 자신보다 오른쪽)로 부터의 요구가 있을 때부터야 위(그림 7에서 자신보다 왼쪽)에서 오는 빈 슬롯을 관리하는것에 반해 이 방식에서는 항상 빈 슬롯을 관리함으로써 요구와 빈 슬롯을 엄밀하게 대응시켜 놓고 있다.

4.4.2 주기적 리셋(cyclic reset)을 기본으로 한 방식들

주기적 리셋(Cyclic reset)방식은 그림 8에서와 같이 각 터미널이 리셋신호 사이에 자신이 전송할 수 있는 셀의 갯수(AC-W)가 정해져 있어 리셋신호 사이에 정해진 갯수만큼의 셀만을 전송할 수 있다. 리셋신호는 모든 터미널이 자신이 전송할 수 있는 셀을 다 전송했거나 전송할 셀이 없을 때마다 발생하게 된다.

NTT 방식^[50, 56]은 위의 주기적 리셋을 기초로 하여 트래픽의 특성에 따라 H와 L의 두가지 우선순위를

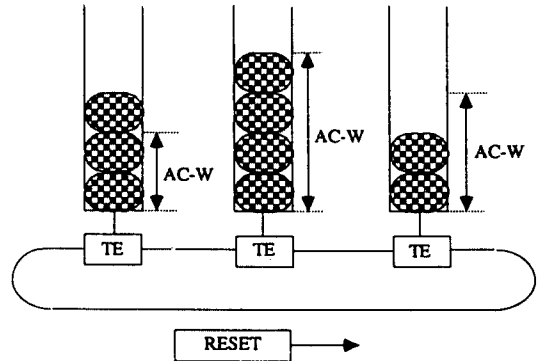


그림 8. 주기적 리셋 방식

취하였다. 그리고 상태변환신호를 사용하여 망의 상태를 H상태와 H+L상태 두가지로 동작하도록 만들어 H상태에서는 H우선순위를 가진 트래픽만이 전송되고 H+L 상태에서는 H와 L우선순위를 가진 트래픽이 전송되도록 하였다. 이 방식의 특징은 AC-Window에 기초한 호수락제어를 사용하여 요구되는 대역폭을 보증하고 GFC 영역에 셀을 전송한 터미널의 고유번호를 써 넣는 방법을 사용하여 분산관측(distributed monitoring)을 하고, AC-Reset을 사용하여 여분의 대역폭을 공정하게 사용할 수 있도록 하였고, UPC-Window와 UPC-Flag를 사용하여 셀의 초과 전송을 방지한다는 것들이다.

BT(MFSC) 방식^[57]은 UAM(unrestricted access mode)와 RAM(restricted access mode) 두개의 방식으로 동작한다. 용량 사용율이 어떤 수준이하로 극히 낮을 때에는 UAM으로 동작하여 터미널이 자유롭게 셀을 전송하도록 하나 사용율이 커져 정해진 어떤 값을 넘게 되면 RAM으로 동작하여 Master 터미널이 리셋을 발생시키고 각 터미널은 그 리셋 사이에 자기에 할당된 만큼의 셀을 전송한다. 리셋 간격의 조정은 리셋 사이에 전송된 셀의 수를 측정하여서 하는데 두 연속된 리셋 사이에 셀이 꼭 차 있으면 간격을 넓혀 여분의 빈 슬롯이 모든 터미널에 닿을 수 있도록 하고 셀의 수가 적어 리셋사이에 빈 슬롯이 많아지면 리셋 사이의 간격을 작게 하여 VBR 터미널이 더 많은 셀을 전송할 수 있도록 하여준다.

이상의 방식들은 1990년 6월에 제네바 회의에서 제안된 것으로 1991년 12월 멜버른 회의에서는 이 각각의 방식들이 제네바 회의에서 나온 문제점들을 해결하기 위한 새로운 형식으로 발전하여 나왔는데^[58, 65]

그 중에서 주목할 만한 사항은 BT와 NTT가 서로의 장점들을 취합하여 공동의 protocol을 주장하였고 미국도 이에 동조하는 입장이어서 BT와 NTT의 공동 protocol이 채택될 가능성이 큰 것으로 보인다.

4.4.3 BT/ NTT 방식^[62-65]

BT와 NTT가 각각의 proposal의 성능 평가 연구로부터 NTT의 방식은 짧은 dual bus나 ring에 BT의 방식은 긴 dual bus나 ring에 좋은 성능을 가진 것으로 나타남으로써 연장 길이 6Km 이하에서는 NTT의 방법을 사용하고 그 이상에서는 BT의 방법을 사용하는 것이 성능도 높일 수 있다. 이 방식에서는 터미날을 C-TE(Controlling Terminal)와 S-TE(Simplified Terminal)로 구별하였고 가입자망은 한개나 두개의 C-TE와 여러개의 S-TE로 구성되어진다. S-TE는 리셋 사이에 자기에게 할당된 양만큼의 셀을 전송하는 기능을 가지고 있으며 C-TE는 일반적인 S-TE가 가진 기능 이외에 리셋이나 trial 발생을 제어하는 기능을 가지고 있다.

V. 결 론

지금까지 ATM 트래픽 환경에서의 트래픽특성과 품질의 요구조건, 트래픽 모델링과 통계적 다중화기에서의 트래픽 특성, 그리고 ATM 주요 트래픽 제어 기술로서 호수락제어, 사용상황감시제어 메카니즘, 폭주제어 및 가입자-망 인터페이스 상에서의 흐름제어 등에 관하여 주요 동향을 알아 보았다. 그렇지만 이러한 연구에 의해 일부의 내용은 파악이 되어가고 있지만 아직도 입력트래픽원의 규명, 보다 다양한 트래픽의 혼합에 따른 다중화 트래픽의 특성 규명, 대역할당 및 호수락제어, 가입자망에서의 흐름제어 등을 포함하여 많은 어려운 문제들이 상기에 열거된 각 분야에 있으며 보다 많은 연구가 필요할 것으로 생각된다.

참 고 문 헌

1. CCITT I Series Recommendations, Red Book, 1984.
2. CCITT I Series Recommendation, Blue Book, 1988.
3. CCITT I Series B-ISDN Draft Recommendations, 1990.
4. J. J. Kulzer and W. A. Montgomery, "Statistical

- Switching Architectures for Future Services," ISS '84, Florence, 1984.
5. J. Y. Hui, "Resource Allocation for Broadband Networks," IEEE J. on Selected Areas in Commun., Vol. 6, No. 9, pp.1598-1608, 1988.
6. J. Filipiak, "Structure of Traffic Flow in Multiservice Networks," Globecom '88, pp.13. 4. 1-13. 4. 5, 1988.
7. J. Filipiak, "Accuracy of Traffic Modeling in Fast Packet Switching," Globecom '88, pp.49. 4. 1-49. 5. 5, 1988.
8. J. Filipiak, "Structured Systems Analysis Methodology for Design of an ATM Network Architecture," IEEE J. on Selected Areas in Commun., Vol. 7, No.8, pp.1263-1273, 1989.
9. H. Heffes and D. M. Lucantoni, "A Markov Modulated Characterization of Packetized Voice and Data and Related Statistical Multiplexers Performance," IEEE J. of Sel. Areas in Commun., SAC-4, No.6, pp.856-868, 1986.
10. K. Sriram and W. Whitt, "Characterizing Superposition Arrival Processes in Packet Multiplexers for Voice and Data," IEEE J. on Selected Areas in Commun., Vol. SAC-4, No.6, pp.833-846, 1986.
11. L. Dittmann and S. B. Jacobsen, "Statistical Multiplexing of Identical Bursty Sources in an ATM Network," Globecom '88, pp. 39. 6. 1-39. 6. 5, 1988.
12. Y. Sato and K. Sato, "Statistical Multiplexing Characteristics of Multimedia Traffic in High-Speed Burst Transport System," 전자정보통신학회기술보고, SSE89-49, pp.13-18, 1989.
13. K. Noguchi, M. Ohnishi and T. Okada, "Statistical Multiplexing Effects and Traffic Control Parameters in an ATM Network," 전자정보통신학회논문지, Vol.J73-B-1, No. 1, pp.25-33, 1990.
14. G.M. Woodruff and R. Kositpaiboon, "Multimedia Traffic Management Principles for Guaranteed ATM Network Performance," IEEE J. of Selected Areas in Commun., SAC-8, No. 3, pp.437-446, 1990.
15. Temporary Document 34, CCITT Study Group XVIII, Geneva, June 1991.
16. K. Asatani and Y. Ikeda, "Present Status and Future Trends of the Study on the Broadband ISDN," 전자

- 정보통신학회논문지, Vol. J72-B-1, No. 11, pp. 886-895, 1989.
17. CCITT Draft Recommendation I.331, B-ISDN General Network Aspects, 1990.
 18. N. Watanabe, M. Hirano and H. Sakakibara, "Statistical Multiplexing Schemes in High-Speed Packet Switched Network," 전자정보통신학회 기술보고, SE87-138, pp.43-48, 1987.
 19. J. S. Turner, "New Directions in Communications (or Which Way to the Information Age?)," Proc. of the Int. Seminar, Zurich, pp. A. 3. 1-A. 3. 1, 1986.
 20. J. S. Turner, "The Challenge of Multipoint Communication," 5th ITC Seminar on Traffic Engineering for ISDN Design and Planning, Lake Como, May, 1987.
 21. A. E. Ackberg, Jr., D. T. Luam and D. M. Lucantoni, "Meet the challenge : Congestion and Flow Control Strategies for Broadband Information Transport," Globecom. '98, pp.49. 3. 1-49. 3. 5
 22. D.A. Hughes and H.S. Bradlow, "Congestion Control in an ATM Network," 13th Int. Teletraffic Congress, pp.835-840, 1991.
 23. K. Kubota, M. Murata, Y. Oie and H. Miyahara, "Congestion Control for Bursty Video Traffic in ATM Networks," 전자정보통신학회 기술보고, SSE89-168, pp.31-36, 1989.
 24. 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.
 25. Y. Osaki, N. Kudo, J. Maeno and K. Obara, "Call Acceptance Control for ATM Private Network," 전자정보통신학회 기술보고, SSE88-188, pp.43-48, 1988.
 26. G. Gallassi, G. Rigolio and L. Fratta, "ATM : Bandwidth Assignment and Bandwidth Enforcement Policies," Globecom '89, pp.1788-1793, 1989.
 27. 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.
 28. H. Arai, M. Kawarasaki, and S. Nogami, "An Analysis of Call Admission Control in the ATM Network," 전자정보통신학회논문지, B-1, vol. J 72-B-1, No. 11, pp.1000-1007, Nov. 1989.
 29. K. Noguchi and T. Okada, "Resource Management Strategy in An ATM Network," 전자정보통신학회 논문지, B-1, J 73-B-1, No.10, pp.733-743, Oct. 1990.
 30. S. B. Jacobsen, et al., "Load Control in ATM Networks," ISS Proc. vol. V, pp.131-138, May 1990.
 31. A. Hiramatsu, "ATM Communication Network Control by Neural Networks," IEEE, Trans. on Neural Networks, vol. 1, No. 1, Mar. 1990.
 32. P. Castelli, E. Cavallero, A. Tonietti, "Policing and Call Admission Problems in ATM Networks," ITC-13, pp.847-852, 1991.
 33. 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, pp. Apr. 1991.
 34. 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.
 35. H. Sato and K. Shiimoto, "Dynamic Call Admission Control in ATM Networks," IEEE, JSAC, vol. 9, No. 7, pp.982-989, Sep. 1991.
 36. CCITT Draft Recommendation I.371, "Traffic Control and Resource Management in B-ISDN," Melbourne Dec. 1991.
 37. CCITT SGXVIII No. D1423, "Standardization Items for Traffic Management," June, 1991.
 38. J.S. Turner, "New Direction in Communications(or Which Way to the Information Age?)," IEEE Comm, Mag., Oct. 1986.
 39. 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.
 40. CCITT SGXVIII No. D1327, "Revised Text for Annex C, Entitled 'Traffic Description,' to Draft Recommendation I.35B," June, 1991.
 41. 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.
42. E. Rathgeb, "Modelling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE JSAC. vol. 9, No. 3, pp.325-334. Apr. 1991.
 43. CCITT SGXVIII No. D1856, "Performance Comparison of UPC Algorithms," June, 1991.
 44. J.A.S. Moteiro, M. Gerla and L. Fratta, "Input Rate Control for ATM Networks," ITC 13, pp.117-122, 1991.
 45. CCITT Draft Recom. I.150, B-ISDN ATM Functional Characteristics, Geneva, June, 1990.
 46. Proposed Standard : DQDB Metropolitan Area Network, D15, Oct., 1990.
 47. CCITT SGXVIII No. D1259, A Generic Flow Control Protocol for B-ISDN, June, 1991.
 48. CCITT SGXVIII No. D1358, Use of the Generic Flow Control field, June, 1991.
 49. CCITT SGXVIII No. D1441, A Candidate GFC Protocol, June, 1991.
 50. CCITT SGXVIII No. D1434, A Proposal for GFC Protocol, June, 1991.
 51. Specification of the Asynchronous Transfer Mode Ring(ATMR) Protocol, Ver. A1.1, Japanese National Body, July 1991.
 52. H. Ohnishi, et al. "ATM Ring Protocol and Performance," IEEE ICC'89, pp.394-398, June, 1989.
 53. K. Imai, et al. "ATMR : Ring Architecture for Broadband Networks," IEEE GLOBECOM'90, vol. 3, pp.1734-1728, Dec., 1990.
 54. N. Morita, et al. "GFC Protocol at the ATM-UNI," 전자정보통신학회기술연구보고, SSE91-95, 1991.
 55. T. Ito, et al. "A Study on Priority Control Mechanism of ATMR in Multiservice Enviroment," 전자정보통신학회기술연구보고, SSE91-147, 1991.
 56. T. Okada, et al. "Traffic Control in Asynchronous Transfer Mode" IEEE Communication Magazine, vol.29, No.9, Sep., 1991.
 57. CCITT SGXVIII No. D1530, Overview and Simulation Results for the MSFC Protocol proposed for Generic Flow Control, June, 1991.
 58. CCITT SGXVIII No. D1660, A Generic Flow Control Protocol for B-ISDN, Dec., 1991.
 59. CCITT SGXVIII No. D1661, Simulation Results of the Proposed GFC Protocol, Dec., 1991.
 60. CCITT SGXVIII No. D1662, Fairness Criteria for B-ISDN Protocols, Dec., 1991.
 61. CCITT SGXVIII No. D1684, The Swiss-PTT GFC protocol, Dec., 1991.
 62. CCITT SGXVIII No. D1860, proposal for Enhanced GFC Protocol, Dec., 1991.
 63. CCITT SGXVIII No. D1861, Answers to GFC Questions, Dec., 1991.
 64. CCITT SGXVIII No. D1957, Focus of Studies on a Single GFC Protocol, Dec., 1991.
 65. CCITT SGXVIII No. D1958, BT / NTT Proposal for GFC, Dec., 1991.



姜相赫

- 1990년 2월 한국과학기술원 과학기술대학 전기및 전자공학과 졸업
- 1992년 2월 한국과학기술원 전기및 전자공학과 공학석사
- 1992년 3월-현재 한국과학기술원 전기및 전자공학과 박사과정 재학중
- 주요관심분야 : ATM 트래픽 제어, 신경회로망의 통신망에의 응용 등



邊性赫

- 1991년 2월 한국과학기술원 과학기술대학 전기및 전자공학과 졸업
- 1991년 3월-현재 한국과학기술원 전기및 전자공학과 석사과정 재학중
- 주요관심분야 : ATM 스위칭 시스템 등



徐榮翊

- 1991년 2월 한국과학기술원 과학기술대학 전기및 전자공학과 졸업
- 1991년 3월-현재 한국과학기술원 전기및 전자공학과 석사과정 재학중
- 주요관심분야 : 가입자-망의 트래픽 흐름 제어 등



鄭敏永

- 1990년 2월 한국과학기술원 과학기술대학 전기및 전자공학과 졸업
- 1990년 3월-1992년 2월 한국과학기술원 전기및 전자공학과 위촉연구원
- 1992년 3월-현재 한국과학기술원 전기및 전자공학과 석사과정 재학중
- 주요관심분야 : ATM 트래픽 제어, 스위칭 시스템 등



成 檀 根

-
- 1975년 서울대학교 전자공학과 졸업
 - 1982년 텍사스주립대학 전기및 컴퓨터공학석사
 - 1986년 텍사스주립대학 전기및 컴퓨터공학박사
 - 1986년 한국과학기술대학 전자전산학부
현재 한국과학기술원 전기및 전자공학과
조교수
 - 1977-1980년 한국통신기술연구소(현 ETRI) 연구원