

# ATM 트래픽 제어 기술

朴 弘 植

韓國電子通信研究所 ATM整合研究室

## I. 서론

비동기 전달방식(Asynchronous Transfer Mode, ATM)이 갖는 대역 할당시의 유연성, 망자원의 효율적인 활용, 서비스 수용의 용이성과 같은 잇점들 때문에 ATM이 광대역 ISDN(Integrated Services Digital Network) 구축을 위한 최적 기술로 인식되고 있음은 주지의 사실이다. ATM은 전송하고자 하는 정보를 셀(cell)이라는 고정 길이의 정보 단위로 분할 또는 조합하여 여러 정보원으로부터 발생하는 셀을 보낼 필요가 있을 때에만 통계적으로 다중화하여 전송하기 때문에 대역 사용에 있어 효율성을 기할 수 있게 된다. 반면에 이러한 통계적 다중화 및 ATM 망에서의 불확실한 트래픽 발생 형태로 인해 망이 폭주 상태에 빠질 수가 있으며, 따라서 ATM망에서는 폭주 상태를 사전에 예방하거나 폭주 상태에서 신속하게 회복하기 위한 새로운 형태의 트래픽 제어 기능이 요구된다.<sup>[1]</sup>

ATM망에서의 트래픽 제어에 관한 연구 결과는 일일이 열거할 수 없을 정도로 많으나 참고문헌 [2] - [5]에 ATM 트래픽 제어에 대한 상세한 내용이 기술되어 있으므로 깊이있는 기술적 내용은 이들 문헌을 참고하기 바란다.

ATM트래픽 제어 기능은 망이 폭주 상태에 빠지는 것을 사전에 예방하기 위한 폭주 예방 기능과 망이 폭주 상태에 빠진 경우 폭주 상태에서부터 신속히 회복하기 위한 폭주 회복 기능으로 분류할 수 있다. ATM망에서 폭주 예방 기능이 특히 강조되는 것은 ATM망이 갖는 전송 속도의 고속성에 있다. 일반적으로 ATM망은 전송속도가 155Mbits/s 이상으로 고

속이기 때문에 상당히 넓은 지역에서의 데이터 전송 시 전번 속도(propagation time)를 고려하면 기존의 패킷 교환 프로토콜에서 적용하는 window 방식의 흐름 제어 기능을 사용할 수 없다.<sup>[6]</sup> 따라서 ATM 망에서는 가급적 망이 폭주 상태에 빠지는 것을 사전에 예방할 수 있는 예방적 조치를 강구할 필요가 있다. International Telecommunication Union - Telecommunication Standardization Sector (ITU-TS)의 권고안 I.371에는 폭주 예방 기능으로 호수락 제어(Connection Admission Control, CAC), 사용 파라미터 제어(Usage Parameter Control, UPC), 자원 관리, 우선 제어 및 트래픽 셰이핑 기능을 정의하였으며, 폭주 회복 기능으로 선택적 셀 폐기 및 Explicit Forward Congestion Indication (EFCI)을 정의하고 있다.<sup>[1]</sup>

본고에서는 여러가지 트래픽 제어 기능 중 ATM 특유의 트래픽 제어 기능인 호수락 제어, 사용 파라미터 제어 및 대역 관리 기능에 대해 현재까지 제안된 대표적인 알고리즘이나 방식 위주로 간단히 설명하기로 하며, ATM 트래픽 제어 기능의 모델링을 통해 이들 각 기능간의 동적인 연관관계를 살펴 보기로 한다.

## II. 호수락 제어

ATM 망에서의 호수락 제어의 기본 방침은 오히려 단순하다. 즉, 사용자는 연결(Connection) 설정에 필요한 망자원을 망에 신고하고, 망은 새로운 연결을 수용할경우 이미 설정된 연결의 서비스 품질을 만족

할 수 있는지를 고려하여 망자원 확보 가능 여부를 판단한다. 설정된 연결에 대해서는 신고치 이상으로 망자원을 사용하고 있지 않은지를 항상 감시해야 한다. 여기서 대상이 되는 망자원은 보통 대역양이 된다. 일반적으로 트래픽 특성이 예측 가능한 서비스의 경우는 호수락 제어가 별 문제가 없으나 LAN간 통신과 같은 고속 데이터 전송 서비스의 경우에는 트래픽 특성을 예측하기란 거의 불가능하기 때문에 사용자는 필요 대역을 정확히 망에 신고할 수 없을 뿐 더러 망은 신고치를 믿을 수도 없게 된다. 또한 사용자는 신고치를 잘 준수 하면서 셀을 발생시킨다 하더라도 가입자망에서의 다중화 장치나 generic flow control, medium access control 프로토콜 사용 등에 의해 셀 지연변이(Cell Delay Variation, CDV)가 발생하며 이 CDV에 의해 망이 수신하는 셀 스트림은 상당한 변화를 겪게 되어 호수락 제어에 영향을 미치게 된다.

불확실한 트래픽 발생 형태를 갖는 광대역 서비스에 효과적으로 대처하기 위한 호수락 제어의 한 방법으로 일본 NTT에서는 셀수 실측을 이용한 호수락 제어 알고리즘을 제안하고 있다.<sup>[7] [8]</sup> 이 방식에서는 사용자는 최대 셀 속도만을 망에 신고하고 망은 실측한 현재의 셀 유량 분포를 기초로 하여 신고된 최대 셀 속도를 수용한 경우의 셀 유량 분포 데이터 변화를 추정하고 해당 호를 수용하였을 때의 셀 손실율을 평가하여 해당 호의 수용 여부를 판단한다. 일단 수용하기로 판정되면 추정한 셀 유량 분포 데이터를 실측을 통해 다시 갱신한다. 이 방식은 사용자가 최대 셀 속도만을 망에 신고하므로 사용자측에서는 사용이 단순하며 실측 데이터를 통해 호수락 여부를 판단하므로 트래픽 발생 형태가 불확실하다 하더라도 상당히 높은 통계적 다중화 이득을 얻을 수 있는 장점이 있다. 반면에 실측 및 실측된 데이터로부터 셀 유량 분포의 계산 및 갱신에 소요되는 추가의 시간 때문에 엄격한 연결 설정시간에 관한 규격을 만족하기 위해서는 고속의 데이터 처리 능력이 필요하게 되는 점; 또한 최적 실측 주기 결정이 어렵다는 점 등이 다소간의 문제점으로 보여진다.

### Ⅲ. 사용 파라미터 제어

#### 1. 개요

호수락 제어에 의해 접속된 가상채널연결(Virtual

Channel Connection, VCC) 및 가상경로연결(Virtual Path Connection)에 대해 망은 셀 스트림이 각종 신고 파라미터 값을 준수하는지를 항상 감시하게 되며 위반하는 경우 해당 셀을 폐기하거나 위반 표시를 하여 망내에 전송하고 망이 폭주상태인 경우에 이 셀을 폐기하게 되는데 이러한 기능을 사용 파라미터 제어라 한다. 현재까지 권고안 I.371에는 사용자가 신고하는 파라미터 중 최대 셀 속도(peak cell rate)에 대한 정의만 규정되어 있기 때문에 최대 셀 속도 감시를 위한 사용 파라미터 제어에 대한 연구가 활발히 진행되고 있다. 최대 셀 속도 감시의 경우에도 앞서 언급한 CDV영향에 의해 엄밀한 최대 셀 속도 감시는 불가능하게 된다. 또한 최대 셀 속도를 감시할 때 CDV를 고려하게 되면 worst case traffic (WCT) 이 발생하게 된다. WCT는 사용 파라미터 감시 장치에서의 어떠한 통제도 받지 않고 링크 전송 속도로 감시 장치를 통과할수 있는 셀 군집을 의미하는데 WCT가 발생하게 되면 망의 성능을 급격히 저하시키게 되며<sup>[9]</sup>, 이러한 이유에서 사용 파라미터 감시 장치는 입력 트래픽의 셀 스트림 구조를 적절히 변화시킬 수 있는 셀 스페이싱(cell spacing) 기능을 추가로 가질 필요가 있다.

본 장에서는 현재까지 발표된 감시 알고리즘 중 성능이 우수하고 실현이 용이한 대표적인 감시 알고리즘인 Virtual Scheduling Algorithm (VSA)과 Leaky Bucket (LB)에 대해 간단히 설명하기로 한다.

#### 2. Virtual Scheduling Algorithm (VSA)<sup>[10] [11]</sup>

그림 1에 VSA를 보였다. T는 호 설정시 사용자와 망 사이에 협상된 셀간 최소 전송 간격을 의미하고  $\tau$ 는 CDV 영향을 고려하기 위해 도입된 허용 오차이다. 셀 송출 시간은 이론적인 셀 송출 시간인 TRT에 의해 관리된다. 즉 TRT는 VSA에서 셀 송출 시간이 스케줄링될 때 그 전에 셀이 전송되어서는 안되는 시각이다. 현재 시각 t에서 셀이 도착하였다고 할 때 TRT가 t보다 크면 셀이 예상 도착 시간보다 더 빨리 도착한 경우이므로 VSA는 이 셀의 폐기 여부를 판단하여야 하는데 TRT에 허용 가능한 CDV 값을 고려하더라도 t가 더 크게 되면 협상된 최소 전송 간격을 위반한 경우이므로 이 셀을 폐기하게 된다. 한편 TRT가 t보다 적게 되면 이 셀은 예상 도착 시간보다 늦게 도착한 경우이므로 VSA는 항상 이셀을 받아

들인다. 단, 이 경우 다음 셀은 최소 전송 간격을 위반해 들어올 가능성이 높으므로 TRT는 현재 시각  $t$  로 갱신된다.

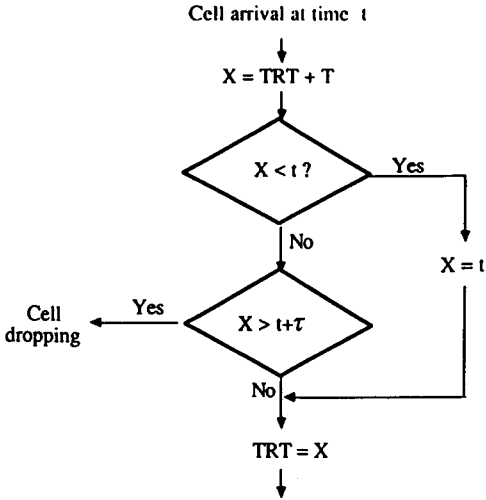


그림 1. Virtual scheduling algorithm

그림 2에 VSA의 감시 기능을 설명해주는 한 예를 보였다.  $n$  번째 셀은 예상도착시간보다 훨씬 늦게 도착하여 VSA에서 받아들여졌다고 가정하면 이 셀은 가급적 빠른 시간내에 송출되어지고 TRT는  $t$ 로 갱신된다.  $(n+1)$ ,  $(n+2)$  및  $(n+3)$  번째 셀은 CDV때문에 최소 전송 간격을 위반하여 들어온 경우이다.  $(n+1)$  및  $(n+2)$  번째 셀은 최소 전송 간격을 위반하였지만 CDV 허용치는 넘지 않았기 때문에 VSA에 의해 받아들여진다. 반면에  $(n+3)$  번째 셀은 CDV를 고려하더라도 예상 도착 시간보다 더 빨리 도착한 경우이므로 VSA에 의해 폐기된다.

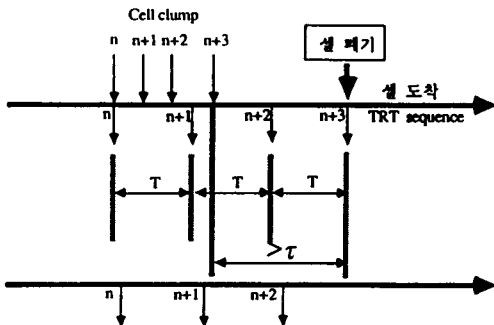


그림 2. VSA 감시기능 예

### 3. Leaky Bucket(LB) [12] [13]

그림 3에 LB 메카니즘을 보였다.  $S_n$ 은 LB 큐의 현재 상태를 나타내고  $F$ 는 fill value 즉 한 셀 전송 시간으로 정규화한 셀간 최소 전송 간격을 의미한다.  $C$ 는 LB 큐의 크기이고  $L$ 은 leaky rate이다. 카운터는 0으로 초기화되며 셀이 도착할 때마다 카운터 값은  $i*L$ 로 감소된다. ( $i$ 는 현재 도착한 셀과 바로 직전에 도착한 셀간 도착 간격을 의미한다.) 만일  $X = [S_n - i*L] + F$ 가  $C$ 보다 적으면 이 셀은 받아들여지고  $S_n$ 은  $X$ 로 갱신된다. 만일  $X$ 가  $C$ 보다 크면 이 셀을 폐기하고  $S_n$ 은  $X - F$ 로 갱신된다.  $C$ 는  $C = F + CDV_{max} / 2.83\mu s$ 로 주어지고 최대값은  $[\delta / T] + 2$ 이다. [14] 여기서  $[X]$ 는  $X$ 의 정수 부분을 뜻하고  $\delta$ 는 셀 지연의  $10^{-10}$  quantile 값이다.

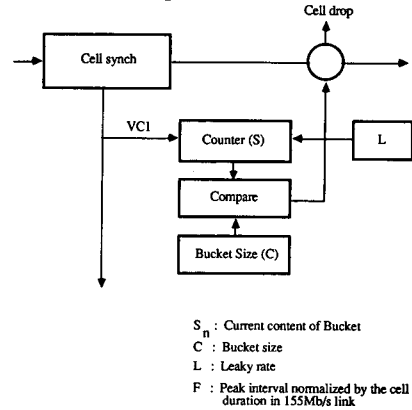


그림 3. Leaky bucket 알고리즘

VSA 및 LB 알고리즘은 동일한 성능을 갖는 것으로 알려져 있으며 [15] 실현에 필요한 하드웨어 양도 거의 비슷하다. 현재까지 제안된 여러 감시 알고리즘 중에서 실현의 용이성 및 성능 측면에서 가장 우수한 알고리즘으로 판단된다.

## IV. 대역할당 및 관리

ATM 망에서는 버스트 트래픽 특성을 갖는 서비스,에 대해 어느 정도의 대역양을 할당할 것인가가 매우 중요하다. 그것은 최적의 필요 대역양을 할당하여야만 통계적 다중화 효과를 극대화할 수 있기 때문이다. 본 장에서는 대표적인 몇가지 대역 할당 방식을 살펴 보기로 한다.

1. 최대 대역 할당

이 방식에서는 사용자는 단순히 서비스가 요구하는 최대 대역을 망에 요구하고 망은 사용종인 모든 VCC에서 요구하는 최대 대역의 합이 링크 최대 전송 속도를 넘지 않도록 해당 VCC를 라우팅 시킨다. 망은 사용자가 협상된 최대 대역을 준수하는지 항상 감시할 필요가 있다. 이 방식은 서비스 품질을 항상 만족할 수 있고 사용자가 이해하기 쉬우며 실현이 아주 용이하다는 잇점이 있다. 반면에 버스트 트래픽이 많은 경우에는 대역 사용 효율이 저하되는 단점이 있으나 망의 전체 트래픽 양이 그리 많지 않고 트래픽 형태도 다양하지 않다고 여겨지는 ATM망의 도입 초기에는 매우 유효한 방식으로 생각된다.

2. 등가 대역 할당

이 방식에서는 사용자가 트래픽 특성을 규정하는데 필요한 최대 대역, 평균 대역 및 최대 버스트 길이 등을 망에 신고하고 망은 이 신고 파라미터를 이용하여 이미 설정된 연결 및 새로이 설정 요구한 연결의 서비스 품질을 만족할 수 있는 등가 대역을 계산한다. 등가 대역이란 트래픽 특성이 동일한 입력 트래픽에 대해서 규정된 셀 손실율을 만족시킬 수 있는 예상 대역으로 정의되는데 일반적으로 등가 대역은 평균 대역과 최대 대역 사이의 값을 취하게 된다. 등가 대역을 계산하기 위해서는 망을 모델링할 때 버퍼가 있는 경우와 버퍼가 없는 경우를 가정할 수 있는데, 버퍼가 있는 경우를 가정할 때에는 간략화된 트래픽 모델링에 대해 해석적 기법을 이용하여 엄밀한 해를 구할 수 있다.<sup>[16]</sup> 버퍼가 있는 경우를 가정하게 되면 버퍼가 없는 경우에 비해 버퍼로 인한 셀 지연의 허용으로 셀 손실율의 완화를 기대할 수 있기 때문에 버퍼가 없는 경우를 가정하고 계산한 등가 대역 값이 일반적으로 upper bound가 된다. 여기서는 버퍼가 없는 경우를 가정하고 셀 손실율의 upper bound를 구한 다음 이 셀손실율을 만족할 수 있는 등가 대역을 구하는 방법을 설명한다.<sup>[17] [18]</sup>

K개의 서로 독립인 입력 트래픽 부류를 생각하고 각 부류는  $N_i$  개의 서로 독립이고 동일한 확률 분포를 갖는 입력들로 구성된다고 가정한다. 또한 부류 i에 속한 각 입력은 평균 대역  $r_i$ , 최대 대역  $a_i$ , 평균 대역 대 최대 대역의 비  $d_i$ 를 갖는다. 전체 링크 용량을 C라 하고 등가 대역의 정의에 의해 C는 각 입력 트래픽 부류 별로 가상 등가 대역  $C_i$ 로 나뉘어진다고

가정한다. 그러면 셀손실율은 다음식으로 주어진다.

$$pr = \frac{\sum_{n_1=0}^{N_1} \dots \sum_{n_k=0}^{N_k} \left[ \prod_{j=1}^k p_j(n_j)(X-C) \right]}{\sum_{j=1}^k N_j * r_j}$$

여기서,

$$X = \sum_{j=1}^k n_j * a_j \cdot$$

$$p_j(n_j) = \binom{N_j}{n_j} (d_j)^{n_j} (1-d_j)^{N_j-n_j}$$

만일 셀손실율이 주어지면 부류별 등가 대역  $EB_i$ 는  $EB_i = C_i / (N_i)max$ 로 계산할 수 있다. 여기서  $(N_i)max$ 는 셀 손실율을 만족할 수 있는 부류별 수용 가능한 최대 입력 수이다.

이 방식은 링크의 효율과 트래픽의 버스트 특성과의 trade-off에 의해 셀손실율 성능을 만족시킬 수 있다. 사용자로서는 이해하기가 어렵고 트래픽 특성을 규정하는데 다소 어려움이 있으나 약간의 부정확한 규정은 그리 심각한 영향을 미치지 않는다. 그것은 사용자가 협상된 값을 위반하게 되면 망이 이 사실을 알려줄 수 있기 때문에 사용자가 트래픽 특성을 수정하거나 망이 트래픽 파라미터를 변경하면 된다. 이 방식의 최대 단점은 등가 대역을 실시간으로 신속히 계산할 수 있는 효과적인 방법을 찾기가 어렵다는 점이다. 엄격한 호 설정시간에 관한 규격을 만족하기 위해서는 적어도 수 ms 이내에 등가 대역의 계산과 호 수락 여부의 판단이 이루어져야 하나 현재로서는 이 목표치의 수 배 내지 수십 배 정도의 계산 시간이 소요되는 실정이다.

3. Fast Reservation 프로토콜<sup>[19]</sup>

이 방식은 정보(또는 버스트) 발생시마다 대역 설정, 절단을 되풀이함으로써 대역 사용 효율 향상을 꾀하는 방식이다.(그림 4 참조) 대역 설정 요구시 고속 자원 관리 셀을 이용하여 필요한 대역을 요청하며 망으로부터 긍정적인 응답을 받는 경우에만 셀을 전송할 수 있는 방식과 망으로부터의 응답 형태와 관계 없이 셀을 전송할 수 있는 방식이 있다. 후자의 경우, 긍정적인 응답을 받을 경우에는 정보가 망을 통해 전달되지만 부정적인 응답을 받은 경우에는 망으

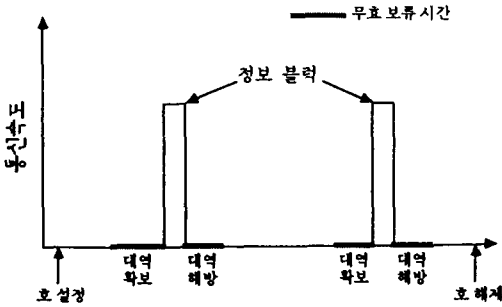


그림 4. Fast reservation 프로토콜

로부터 발신측에게 재전송을 요청하는 정보가 전달되게 된다. 주지하다시피 이 방식은 대역 사용 효율을 높일 수 있고 폭주 상태 예방이 쉬운 잇점이 있으나 정보 발생시마다 대역 설정, 절단을 행하므로 제어 부하가 증가하고 접속 지연에 따른 서비스 품질 저하가 발생한다. 또한 이 방식에서는 대역의 확보, 해방 기간동안에는 대역이 사용되지 못하는 무효 보류 시간이 존재하게 되며, 통신 속도가 빠른 반면 정보 전송 시간이 짧은 경우에는 무효 보류 시간 때문에 망 자원 사용 효율 면에서도 큰 잇점을 갖지 못하게 된다.

### V. 폭주회복제어

폭주회복제어 방식은 호/연결 레벨에서의 제어와 셀 레벨에서의 제어로 구분할 수 있는데 호/연결 레벨에서의 제어는 의사 회선교환 서비스 등 호/연결마다 고정된 대역을 확보할 필요가 있는 서비스에 대해 적용되는 반면, 셀 레벨의 제어는 데이터 통신 서비스 등 호/연결마다 고정 대역을 확보할 필요가 없는 서비스에 적용된다. 한편 망의 폭주상태를 일의적으로 정의하기란 어렵지만 서비스 품질을 규정하는 파라미터 중 셀손실율과 망의 실효 throughput과의 관계를 고려하여 폭주상태를 정의하는 것이 가장 자연스러운 방법이다.

셀 레벨의 폭주회복제어는 그림 5에 보인 바와 같이 일반적으로 3 단계로 구성된다. 첫 단계는 폭주검출 단계로서 망과 단말측에서 서비스 품질 목표치를 감안하여 폭주상태를 검출하는 단계이다. 폭주상태 검출을 위해 셀손실율을 측정하는 측정주기는 폭주상

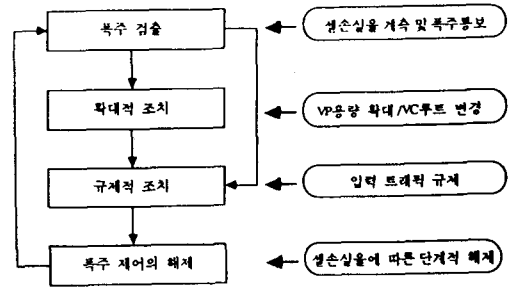


그림 5. 폭주 회복 제어

태 검출의 정확도 및 신속성과 밀접한 관련이 있으므로 신중한 선택이 요구된다. 다음 단계는 폭주상태에서 빠져나오기 위한 회피조치 단계로서, 망내에 사용되고 있지 않은 망자원을 이용하여 폭주상태를 회피하는 확대적 조치와 우선 순위가 낮은 트래픽의 폐기 등을 통해 망내의 트래픽 유입을 적극적으로 규제하는 규제적 조치가 있다. 마지막 단계는 폭주회복제어의 해제 단계로서 폭주상태가 종료되어도 입력 규제가 계속되면 망의 사용 효율이 떨어지게 되고, 반면에 폭주상태가 계속되는 동안에 입력 규제를 해제하게 되면 폭주가 재발생할 수도 있으므로 단계적이고 점진적으로 입력 규제를 해제할 필요가 있다.

### VI. ATM 트래픽 제어 기능의 모델링

본 장에서는 앞서 언급한 각 트래픽제어 기능들 간의 상호 연관관계를 간단히 기술하기로 한다. 설명을 간단히 하기 위해 트래픽제어 관점에서 각 트래픽제어 기능 간의 핵심되는 관계만을 기술하였기 때문에 본 장에서 언급한 내용이 ATM 망에서의 전체 호 설정, 해제 과정을 포함하는 것은 아님을 밝혀 둔다.

그림 6은 ATM 망에서의 트래픽제어 기능을 모델링한 것이다. 호 설정시작 단계에서 사용자는 호 설정요구 메시지를 트래픽 디스크립터와 서비스 품질 관련 정보와 함께 망으로 보낸다. 트래픽 디스크립터는 최대 속도, 평균 속도, 버스트길이 등의 정보를 포함하며 서비스 품질 관련정보로는 서비스 품질 등급이나 셀손실율, 셀지연, CDV 등이 고려될 수 있다. CAC 블럭은 이 호설정요구를 수락할 것인지를 결정하기 위해 RM 블럭으로 질의 메시지를 보낸다. RM 블럭은 필요한 대역을 계산하고 여유가 있으면

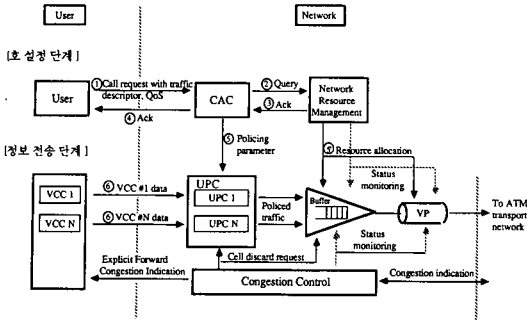


그림 6. 트래픽 제어 기능의 모델링

CAC 블록으로 응답신호를 보낸다. CAC 블록이 사용자에게 응답신호를 보냄으로써 호 설정 단계가 종료된다. 한편으로 CAC 블록이 이 호를 수용하기로 결정하였으면 UPC 블록으로는 정보전송 단계에서 트래픽 감시에 필요한 각종 파라미터를 송신하고 RM 블록은 해당 호에 필요한 대역을 할당한다.

정보전송 단계에서는 사용자는 할당된 가상 채널을 통해 사용자 정보를 전송하고 UPC 블록은 트래픽 감시 기능을 수행한다. 정보전송 단계에서 CC 블록이 이웃한 ATM 교환 노드로부터 폭주 발생 신호를 수신하게 되거나 CC 블록 자신이 폭주상태를 검출하게 되면 UPC 블록이나 RM 블록에게 우선 순위가 낮은 셀의 폐기를 요청한다. CC 블록은 항상 망자원의 사용 상황을 감시하는데 만일 폭주 상태를 검출하면 EFCI 신호를 사용자에게 보냄으로써 사용자로부터의 새로운 호 설정 요구를 제한하게 할 수도 있다.

Ⅶ. 결론

본 고에서는 ATM 망에서의 트래픽 제어 기능을 호수락 제어, 사용 파라미터 제어, 대역 할당 및 관리, 폭주 회복 제어 기능 위주로 살펴 보았다.

현재까지 이 분야에 대해 많은 연구가 수행되어 왔지만 아직도 해결해야 할 문제점이 많이 남아 있다. 몇 가지 예를 들어 보면 다음과 같다.

- 적절한 CDV값의 결정
- 평균 속도 감시 방법
- 신속한 등가 대역 계산 알고리즘의 개발 내지는 계산 소요 시간을 줄이기 위한 효과적인 근사 등가 대역 계산 방법의 개발

- 다수의 가상 채널을 동시에 처리할 수 있는 효율적인 셀 스페이싱 하드웨어 구조의 연구
- 링크내의 대역 운용 방식
- 효과적인 가상 경로의 대역 할당
- 폭주 상태 검출 및 적절한 셀 입력 규제 방식
- 폭주 회복 제어 해제 메카니즘

한편 ATM망은 트래픽 발생 형태가 불규칙적이고 시간에 따라 급격히 변할 수도 있기 때문에 ATM망의 성능 목표를 만족시키는데 상당한 어려움이 따른다. 이러한 환경하에서는 개개의 트래픽 제어 기능이 아무리 우수한 성능을 갖는다 하더라도 망 전체 차원에서의 성능 목표를 만족한다고 볼 수 없으며, 따라서 개개의 트래픽 제어 기능간의 원활하고 신속한 상호 연동을 고려한 망 전체 차원에서의 통합된 트래픽 제어 메카니즘의 연구도 필요하다고 생각된다.

參考文獻

- [ 1 ] ITU-TS Recommendation I.371, White book, 1992.
- [ 2 ] Special issue on teletraffic analysis of ATM system, *IEEE JSAC*, April 1991.
- [ 3 ] Special issue on congestion control in high - speed packet switched networks, *IEEE JSAC*, Sept., 1991.
- [ 4 ] Special issue on congestion control in high speed networks, *IEEE Commun., Magazine*, Oct., 1991.
- [ 5 ] Special issue on congestion control in ATM networks, *IEEE Network*, Sept., 1992.
- [ 6 ] Roberts, J. W., 'Traffic control in the B-ISDN', *Computer Networks and ISDN Systems*, 25, pp. 1055-1064, 1993.
- [ 7 ] Chaki, S., Shinozaki, K., Saito, H., Miyake, K. and Ohnishi, H., 'ATM resource management for high-speed data communication', *IEICE Technical Report SSE 91-150*, pp. 1-6, 1991.
- [ 8 ] Saito, H., 'Call admission control in an

- ATM Network using upper bound of cell loss probability', *IEEE Trans. on Commun.*, vol. 40, no. 9, pp. 1512-1521, Sept. 1992.
- [9] Guillemin, F. and Dupuis, A., 'A basic requirement for the policing function in ATM networks', *Computer Networks and ISDN Systems*, 24, pp. 311-320, 1992.
- [10] Boyer, P., Guillemin, F., Servel, M., and Coudreuse, J., 'Spacing cells protects and enhances utilization of ATM network links', *IEEE Network*, pp. 38-49, Sept. 1992.
- [11] Boyer, P., Servel, M., and Guillemin, F., 'The spacer-controller : an efficient UPC/NPC for ATM networks', *Proceedings of ISS '92*, vol.2, pp. 316-320, 1992.
- [12] Wallmeier, E., and Worster, T., 'The spacing policer, an algorithm for efficient peak bit rate control in ATM networks', *Proceedings of ISS '92*, vol. 2, pp. 22-26, 1992.
- [13] Gallassi, G., Hofstetter, Ha., and Worster, T., 'Teletraffic studies on ATM in the broadband local network technology RACE project', *Teletraffic and Datatraffic in a Period of Change*, ITC 13, A.Jensen and V.B. Iversen (eds.), pp. 41-46, June 1991.
- [14] Niestegge, G., 'The 'leaky bucket' policing method in the ATM network', *International Journal of Digital and Analog Communication Systems*, vol.3, pp. 187-197, April 1990.
- [15] Hemmer, H., 'UPC functions and cell delay variation', RACE 1022 Project, SWP 0/1 TG III. NTR-132-0024-CD-CC, 1992.
- [16] Guerin, R., Ahmadi, H. and Naghshineh, M., 'Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high-speed networks', *IEEE JSAC*, vol.9, no.7, pp. 968 - 981, Sept. 1991.
- [17] Jabbari, B. and Yegenoglu, F., 'An upper bound for cell loss probability of bursty sources in broadband packet network', *Proceedings of ICC '91*, pp. 23.3.1- 23.3.5, 1991.
- [18] Murase, T., Suzuki, H. and Takeuchi, T., 'A call admission control for ATM networks based on individual multiplexed traffic characteristics', *Proceedings of ICC '91*, pp. 6.3.1-6.3.6, 1991.
- [19] Boyer, P. and Tranchier, D., 'A reservation principle with application to the ATM traffic control', *Computer Networks and ISDN Systems*, 24, pp. 321-334, 1992.
- [20] Chaki, S., Miyake, K., and Wakamiya, N., 'A study on a reactive congestion control for ATM networks', *IEICE Technical Report SSE 92-145*, pp. 13-18, 1993. 🌐

筆者紹介
------

---



朴 弘 植

1953年 8月 16日生

1977年 2月 서울대학교 공과대학 졸업(학사)

1986年 8月 KAIST 전기 및 전자과 졸업(석사)

1977年 3月 ~ 현재

한국전자통신연구소 근무,

한국전자통신연구소 ATM 정합연구실장

주관심 분야 : ATM 교환기술, ATM 트래픽 제어 기술, 고속 데이터 통신