ATM망에서 가변 토큰풀을 이용한 적응적 사용 파라메터 제어 메카니즘

구 자 광[†] · 이 환 중[††] · 김 종 근[†††]

요 약

본 논문은 ATM망의 트래픽 제어에서 예방적 기법인 가변 토큰풀(Variable Token Pool : VTP)을 이용한 적응적 사용 파라메터 제어에 관한 메카니즘을 제안한다. 가변 토큰풀 메카니즘은 ON-OFF형 트래픽의 버스트 기간과 침묵 기간을 장기간 감시하여 토큰풀을 가변 시킴으로서 최대 비트율 뿐만 아니라 평균 비트율과 버스트 기간 위반을 함께 감시할 수 있다. 또한 제안된 메카니즘은 버스트 기간과 평균 비트율 위반에 대한 민감성을 개선할 수 있고, 위반 사항에 대한 반응이 빨리 나타난다. VTP 크기는 버스트와 침묵 구간마다 계단 형태로 변하고, 하향 간격(Down_size)과 상향 간격(Up_size)의 값에 따라 제어된다.

본 논문에서 제안한 메카니즘을 시뮬레이션을 통해 LB와 JW 메카니즘과의 성능을 비교 분석하였다. VTP 메카니즘은 기존에 제안된 메카니즘보다 좀더 엄격한 제어 능력을 보였다. VTP 메카니즘의 셀 손실율은 VTP의 파라메터(Down_size, Up_size)값의 증감에 따라 다르게 나타났으며, 두 파라메터 값이 트래픽 상황에 따라 적당한 값으로 결정되어야 함을 보여주었다.

Adaptive Usage Parameter Control Mechanism using a Variable Token Pool in ATM Networks

Jagwang Koo[†] · Hwanchung Lee[††] · Chonggun Kim[†††]

ABSTRACT

An Adaptive Usage Parameter Control(UPC) mechanism using a Variable Token Pool(VTP) which is a kind of preventive traffic control in the Asynchronous Transfer Mode(ATM) networks is described. The VTP mechanism can monitor violations of the average bit rate and burst duration as well as peak bit rate for the ON-OFF type traffic. The VTP can vary the token pool size by monitoring burst duration and silence duration for a long term. It also improves the sensitivity against the violation of burst duration and average bit rate and enables to response for the violating traffic situation quickly. The variable token pool size is varied in step size by every burst duration and silence duration. Two important parameters for controlling token pool size are Down_size and Up_size.

† 정 회 원 : 구미전문대학 전자계산과
†† 정 회 원 : 한국통신 통신망연구소 TMN연구실
††† 정 회 원 : 영남대학교 컴퓨터공학과
논문접수 : 1997년 5월 29일, 심사완료 : 1997년 8월 11일

We compare the performance of LB and JW mechanisms with the proposed VTP mechanism by computer simulations. We have known that the proposed method is more effective than the previous mechanisms. It is shown that the cell loss rate of the VTP quite depends on the value of Down_size and Up_size. The two parameters should be decided as a propr value according to traffic situations.

1. 서 론

광대역 종합정보 통신망(B-ISDN : Broad-band Integrated Services Digital Networks)은 데이터, 음성, 동화상 등의 각기 서로 다른 QOS(Quality of Service) 요구사항을 수용할 수 있다. 즉, 전송 요구량이 수 bit/sec인 telemetry로부터 수백 Mbit/sec인 고화질 동화상 전송에 이르기까지 다양한 서비스를 포함하고, 각 서비스들은 각기 다른 트래픽 특성을 가지고 있다. 이 트래픽 특성을 만족하기 위해 셀지연, 셀지연 변화, 셀 손실률 등에 대한 여러 가지 제어기법이 연구되고 있다. B-ISDN의 전송기반인 비동기 전송모드(ATM : Asynchronous Transfer Mode) 방식에서의 트래픽 제어에 관한 연구는 굉장히 많다. 트래픽 제어는 크게 두 가지로 나눈다. 망이 폭주 상태에 빠지는 것을 사전에 예방하기 위한 예방적 제어기법과 망이 폭주 상태에 빠진 경우 신속히 회복하는 반응적 제어기법이 있다. ATM망은 고속 전송을 하기 때문에 ITU-T에서는 예방적 제어기법을 권고하고 있다.

예방적 제어기법에는 호 수락 제어(CAC : Call Admission Control), 사용 파라메터 제어(UPC : Usage Parameter Control), 우선순위 제어(PC : Priority Control) 그리고 트래픽 세이핑(Traffic Shaping) 등이 있다.[1, 2, 3, 4]

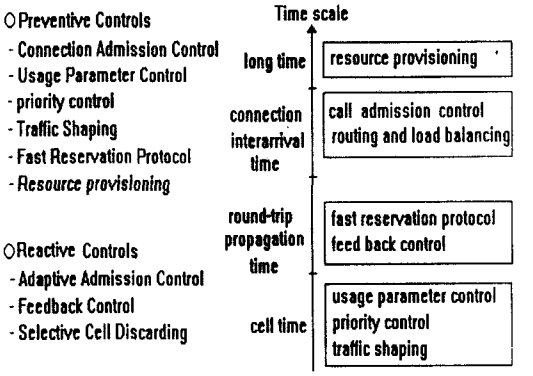
본 연구에서는 기존의 UPC 메카니즘에 관해서 분석하고 다양한 트래픽 특성과 연관시켜서 새로운 UPC 메카니즘을 제안한다. 2장에서는 ATM에 기반을 둔 B-ISDN의 ATM 트래픽 특성에 관련한 사항을, 3장에서는 기존에 연구된 UPC 메카니즘과 성능분석 방법에 대한 설명을, 4장에서는 제안된 적응적 UPC 메카니즘에 대해서 기술하고, 5장에서는 모델링과 실험 결과의 분석을, 마지막 6장은 결론을 기술한다.

2. ATM의 트래픽 특성

필요한 대역폭, 요구한 손실률, 지연 등이 각기 다른 트래픽들을 하나의 망에서 전송하고 처리하기 위해서는 지금까지 연구된 회선교환이나 패킷교환으로는 어려움이 많다. 즉, 회선교환으로 전송하는 경우 적절한 QOS 보장은 가능하겠지만, 전송 속도가 느린 다수의 사용자가 고정 대역폭을 분할해서 사용할 경우에는 많은 대역폭이 낭비가 된다. 또한 패킷교환으로 전송되는 경우 정보 부분이 가변이고 오버헤드로 인해서 요구한 QOS의 보장이 힘들다. 결국 패킷교환과 회선교환의 중간 형태라 할 수 있는 ATM이 등장하게 되었다. ATM은 기본적으로 셀이라고 하는 53 bytes의 고정 길이의 패킷을 전송 단위로 해서 통계적 다중화 방식으로 전송된다.[1]

2.1 ATM에서의 트래픽 제어

고속 전송망인 ATM은 기존에 개발된 트래픽 제어로는 만족스러운 결과를 얻을 수 없고, 그림 1[1]과 같은 다양한 트래픽 제어기법이 필요하다. 즉, ATM의 트래픽 제어는 예방적 제어기법과 반응적 제어기법으로 나눌 수 있다. 또한 트래픽 제어가 동작하는 시간에 따라서 분류할 수 있는데, 예를 들어서 CAC 같은 것은 호 접속 기간동안에 동작하는 기법이고,



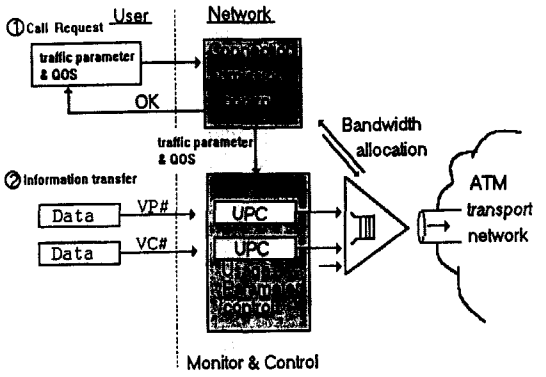
(그림 1) ATM망의 트래픽 제어
(Fig. 1) Traffic Control in the ATM Networks

UPC, PC, traffic shaping 등은 각각의 셀마다 동작하는 기법이다. 본 연구의 주제인 UPC는 셀 단위의 예방적 제어기법으로서 많은 연구가 진행 중이다.[7, 8, 9, 10, 11]

2.2 UPC와 CAC와의 관계

UPC와 CAC는 밀접한 관계를 가지면서 망의 과잉밀집 예방에 많은 영향을 미친다. 그림 2는 UPC와 CAC와의 관계를 설명하고 있다. 호 수락 단계에서 CAC는 새로운 VC/VP 연결을 수락할 것인지를 사용자가 요구한 대역폭과 망의 가용 대역폭을 비교해서 결정한다. 호가 수락되면 망은 새로운 연결에 대해서 필요한 대역폭을 할당하게 된다. 특정 VC/VP 연결에 대한 대역폭 요구는 트래픽 파라메터와 CDV(Cell Delay Variation)가 CAC에 주어짐으로써 행해진다.

정보전송 기간동안 연결로부터 생성되는 트래픽은 망 전면에서 UPC에 의해서 계속 감시된다. 신고한 트래픽 파라메터 이상 유입되면 망의 통계적 다중화 방식으로 인해서 다른 연결의 서비스 질을 떨어뜨리고 또는 전체적으로 과잉밀집을 유발할 가능성이 있기 때문에 UPC는 협상한 트래픽률을 넘기지 못하게 한다. 여기서 UPC는 망의 전송 도중 필연적으로 발생되는 셀 지연 변이(CDV:Cell Delay Variation)를 고려해서 각각의 셀에 대한 처리 여부를 판단해야 한다. UPC가 위반한 각 셀에 대해서 취할 수 있는 행위는 헤드에 표시를 해서(tagging) 과잉밀집시 손실되게 하거나, 위반이 판명되면 즉시 버리는(discarding) 방법이 있다.



(그림 2) UPC와 CAC의 관계
(Fig. 2) Relation of the UPC and CAC

2.3 트래픽 파라메터

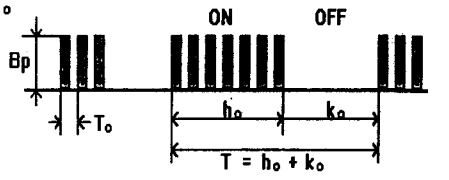
트래픽 파라메터를 어떤 형태로 정의하는가에 따라서 CAC 및 UPC 메카니즘이 달라질 수 있다. 현재 연구되고 있는 트래픽 파라메터는 표 1과 같은 것이 있으며, 측정 주기와 관련시켜서 분류하였다. 이 가운데서 최대 비트율만이 ITU-T I.371에서 표준으로 제시하고 있다.

〈표 1〉 트래픽 파라메터
〈Table 1〉 Traffic Parameter

Short-term	Peak Cell Rate
	Cell Delay Variation
Mid-term	Average Burst Size
	Maximum Burst Size
Long-term	Average Cell Rate
	Sustainable Cell Rate

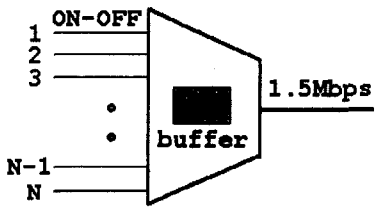
2.4 통계적 다중화 특성 분석[5, 6]

ATM망에서 셀은 통계적 다중화 되어서 전송된다. 그래서 앞에서 언급된 트래픽 파라메터가 협상 치에 대해서 실제 전송치의 비율이 1.0 이상이 될 때는 위반한 형태가 되는데 이것이 실제로 셀손실에 어떤 영향을 미치는지 알아 볼 필요가 있다. 먼저 소스측의 트래픽은 그림 3과 같이 ON-OFF 모델을 사용하여 그림 4와 같은 모델로 통계적 다중화 시킨다.



(그림 3) ON-OFF 트래픽 모델
(Fig. 3) ON-OFF Traffic Model

그림 3은 하나의 음성원으로의 셀 스트림을 모델링한 것으로 ON 구간(버스트 기간)에서는 Bp라는 비트율로 셀이 포아송 분포(poisson)로 발생되며, OFF 구간(침묵 기간)에서는 셀이 발생되지 않는다. 또한 ON과 OFF는 주기적으로 반복되며, 각각 평균 h_0, k_0로



(그림 4) 통계적 다중화 모델
(Fig. 4) Statistical Multiplexing Model

지수분포(exponential)를 갖는다. ON-OFF 모델의 트래픽 성질을 나타내는 트래픽 파라메터로는 아래의 세 가지가 있다.

Bp : 버스트 구간의 최대 비트율(peak bit rate).
Ba : 평균 비트율(average bit rate).
h_0 : 평균 버스트 기간(average burst duration).

위의 트래픽 파라메터가 주어졌을 때 ON-OFF 형태로 셀을 발생시키기 위해서 아래의 파라메터가 필요하다.

k_0 : 평균 침묵 기간(average silence duration).
T_0 : 셀지연 변이(cell delay variation).
b : 돌발성(Burstness)

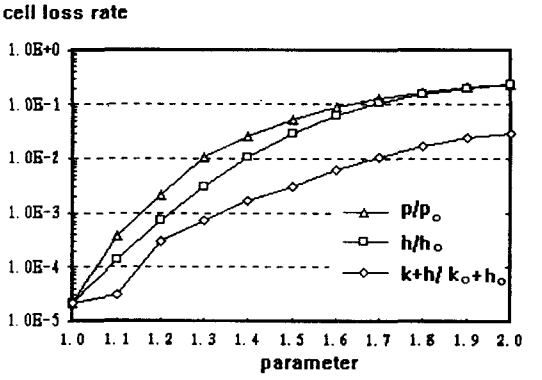
이 파라메터는 다음과 같은 식에서 구할 수 있다.

$k_0 = h_0 (Bp/Ba - 1)$
$T_0 = 1/Bp$
$b = Bp/Ba$

이런 특성을 가지는 N개의 소스가 전송 선로의 속도가 1.5Mbps에서 통계적 다중화될 때의 모델이 그림 4에 보이고 있다. 버퍼는 TDM(Time Division Multiplexing) 방식에는 없는 것으로 그 크기는 소스의 QOS와 관련되어 있다. 예를 들어, 요구한 지연이 긴 경우 버퍼의 크기를 크게 할 수 있으며, 결국 버퍼 오버플로우로 인한 셀손실을 줄일 수 있다.

그림 5는 표 2의 환경에서 각 트래픽 파라메터(최대 비트율, 평균 비트율, 평균 버스트 기간)의 위반에 대한 셀손실률을 보이고 있다.

각 트래픽 파라메터의 위반에 대한 개별적인 특성을 얻어내기 위해서 최대 비트율 위반인 경우는 신고한 최대 비트율 대 실제 전송되는 최대 비트율의 비율로 나타냈으며 비가 1.0일 때가 신고치를 정확하게 준수하는 경우이다. 버스트 기간 위반인 경우는 신고치에서 버스트 기간(h)과 침묵 기간(k)을 함께 증가시키게 되면 평균 비트율은 일정한 상태에서 버스트 기간만 증가한다. 평균 비트율 위반인 경우는 신고한 버스트 기간(h_0)에서 실제 버스트 기간(h)만을 증가시킨 트래픽을 발생시킨다.



(그림 5) 파라메터 위반에 대한 셀 손실률
(Fig. 5) Cell Loss Rate against the violation of parameter

〈표 2〉 통계적 다중화 특성 분석을 위한 파라메터
〈Table 2〉 Parameter for the Analysis of Statistical Multiplexing Characteristic

N	buffer size	average burst duration (h_0)	average silence duration (k_0)	average cell rate (Ba)	peak cell rate (Bp)	CDV (T_0)
44	100cell	352ms	650ms	22.4Kbps	64Kbps	0.69ms

결과로 최대 비트율의 위반이 셀손실에 가장 많은 영향을 미치고 그 다음 평균 비트율, 버스트 기간의 위반 순으로 나타났다. 여러 UPC 가운데서 셀손실률에 많은 영향을 미치는 순으로 민감한 반응을 보이는 UPC 메카니즘이 효율적이라고 할 수 있다.

3. 기존 UPC연구들

3.1 UPC 메카니즘 성능 분석

ITU-T I.371에서는 UPC 메카니즘의 성능 분석을 위해서 아래의 두 가지 파라메터를 정의하고 있다.

· 정확성(correctness): 위반하지 않은 셀 스트림에서 위반한 셀만 표시 또는 버리는 능력을 말한다.

· 반응시간(reactive time): 위반 상황을 검출하는데 걸리는 시간으로서 일반적으로 UPC의 셀 카운터 부분이 작을수록 빠르다.

UPC 메카니즘의 성능 분석을 하는데 있어서 위의 두 가지 이외에 선택성(Selectivity) 및 단순성(Simplicity)이 있다.

· 선택성은 감시 제어할 수 있는 트래픽 파라메터의 선택 범위가 현재 감시 파라메터로 표준화된 최대 비트율뿐만 아니라 평균 비트율, 버스트성, 버스트 기간 등도 감시 파라메터로 사용할 수 있음을 의미한다.

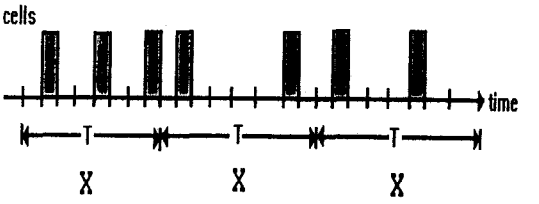
· 단순성은 실제 메카니즘 구현이 복잡하지 않아야 함을 의미하는 것으로 이는 노드 내의 모든 VPC/VCC에 대해서 각각 독립적인 UPC가 필요하기 때문에 중요하게 고려되어야 한다.

3.2 기존의 UPC 메카니즘

UPC와 관련된 기존의 연구는 굉장히 많다. 그중에서 CDV를 고려해서 최대 비트율 제어에 적합한 VSA (Virtual Scheduling Algorithm)[7], 간단하면서도 효율적인 LB(Leaky Bucket)[8]과 그 변형된 형태인 DLB (Dual Leaky Bucket)[9]와 VLB(Virtual Leaky Bucket)[10] 등이 있다. 그리고 윈도우형으로써 측정 구간의 이동 형태에 따라서 JW(Jumping Window)[11], MW (Moving Window)[11], TJW(Triggered Jumping Window)[12], EWMA(Exponentially Weighted Moving Average)[11] 등이 있다. 지금까지 많은 연구에서 LB와 EWMA 방식의 우수성을 지적하고 있다.[11] 본 장에서는 이 가운데서 JW, EWMA, LB 및 DLB에 대해서 알아본다.

3.2.1 JW 기법

JW 기법은 그림 6과 같은 고정된 시간 간격(T)에 도착되는 셀의 개수를 세어서 이것이 한 구간에 할당된 최대수(N)을 넘게 되면 그 이후의 셀을 위반된 셀로 간주하고 폐기한다. 그리고 T라는 길이의 한 윈도우 시작은 전 윈도우의 마지막 시간으로 해서 카운팅 과정을 반복한다. 이 기법은 윈도우내에서 허용하는 최대 셀 수(N)와 시간 간격(T)의 비로 트래픽을 감시한다. 단점으로 버스트 트래픽의 평균 비트율 제어시 윈도우 크기가 커야 되기 때문에 응답 시간이 느리고 요구한 QOS를 보장할 수 없다.



(그림 6) JW 제어 모델
(Fig. 6) JW Control Model

3.2.2 EWMA 기법

EWMA는 JW와 같이 윈도우를 운용한다. 그러나 JW에서는 각 윈도우가 독립적으로 관리되었으나 EWMA에서는 과거의 윈도우에서의 셀 생성 수에 따라 현재 윈도우에서 허용하는 최대 허용 셀 개수를 조정한다. 즉, 이전 윈도우에서 셀이 허용치보다 적게 생성되었으면 현재 윈도우에서 허용되는 최대치를 어느 정도 증가시킨다. 현재의 윈도우(i번째)에서의 허용치는 다음과 같은 공식에 의해 결정된다.

$$N_i = \frac{N - \gamma S_{i-1}}{1-\gamma} \qquad 0 \le \gamma \le 1$$

$$S_{i-1} = (1-\gamma) X_{i-1} + \gamma S_{i-2}$$

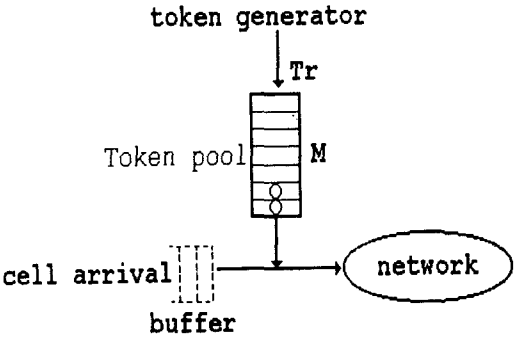
N_i : i번째 윈도우에서의 최대 허용치
N : 평균 허용치
X_{i-1} : (i-1)번째 윈도우에서 실제 생성되어 서비스된 셀의 개수

3.2.3 LB 기법

LB의 기본적인 동작은 그림 7과 같은 토큰풀(Token pool)에 토큰(token)이 존재하고 있을 때에 한해서 셀을 망으로 보내며, 토큰풀에 토큰이 없을 때 들어오

는 셀을 위반된 셀로 간주한다. 이때 토큰은 망의 평균 허용율(Average Admission rate)로 발생되게 되며, 토큰풀은 유한한 크기로서 허용 가능한 최대 버스트 길이 만큼 확보하여야 성능의 저하를 어느 정도 방지할 수 있게 된다.

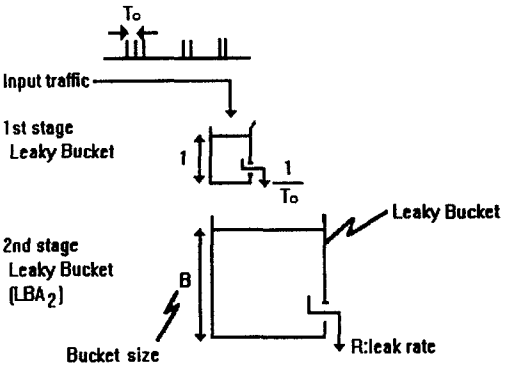
이러한 LB 기법은 두개의 파라메터를 제어하게 된다. 하나는 셀의 저장소(buffer)로서 이는 망에 전송되는 셀의 최대 크기(Maximum number of cells = burst length)를 설정하게 된다. 또 다른 하나는 토큰풀 안으로 토큰을 집어넣는 율, 즉 토큰 발생기(token generator)의 발생률을 제어함으로써 망으로 셀을 전송할 때의 평균 셀 전송률을 제어할 수 있게 된다. 이 메카니즘은 셀손실율을 줄이기 위하여 셀버퍼의 크기나 계수기 한계값을 올려 주어야 한다. 이때 셀버퍼의 크기나 계수기 한계값으로 인한 긴 측정시간은 신고한 파라메터를 위반한 트래픽에 반응 시간이 느려서 망을 과잉 밀집상태에 빠뜨릴 수가 있다.



(그림 7) LB 제어 모델
(Fig. 7) LB Control Model

3.2.4 DLB 기법

망의 셀손실율에 가장 많은 영향을 미치는 최대 비트율 제어에 기본 LB 메카니즘으로는 제어가 어렵고, 그림 8과 같은 이중 리키버켓 형식으로 만 정확한 PCR 제어가 이루어질 수 있다는 것이다. 즉 기본 LB의 전단에서 리키율이 PCR($=1/T_0$)이고 버켓의 크기가 1인 또하나의 리키버켓이 존재해야만 정확한 PBR 제어가 가능하다.

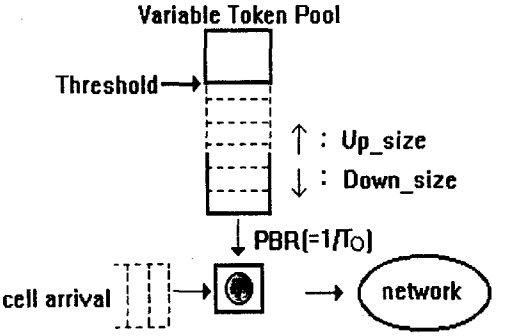


(그림 8) DLB 제어 모델
(Fig. 8) DLB Control Model

4. 제안된 적응적 UPC 메카니즘

기존에 연구된 LB 기반 메카니즘은 토큰을 저장하는 토큰풀이 고정된 형태로 구성되었으나 본 연구에서 제안한 메카니즘은 매 사이클마다 전 사이클의 버스트 기간에 전송한 셀 수와 침묵 기간의 크기에 따라서 일정한 값만큼 변화시키는 형태이기 때문에 토큰풀은 가변적으로 변한다.

그래서 매 사이클마다 버스트 기간에 전송한 셀 수와 침묵 기간의 감시를 수행함과 동시에 감시 결과를 가변 토큰풀의 증감에 반영하여 계속해서 누적시키는 형태이기 때문에 장기간의 측정을 요구하는 평균 비트율 감시도 함께 수행할 수 있게 하였다.



(그림 9) 제안된 적응적 UPC 모델
(Fig. 9) Proposed Adaptive UPC Model

4.1 제안된 적응적 UPC 모델

제안된 적응적 UPC의 구조는 그림 9와 같다.

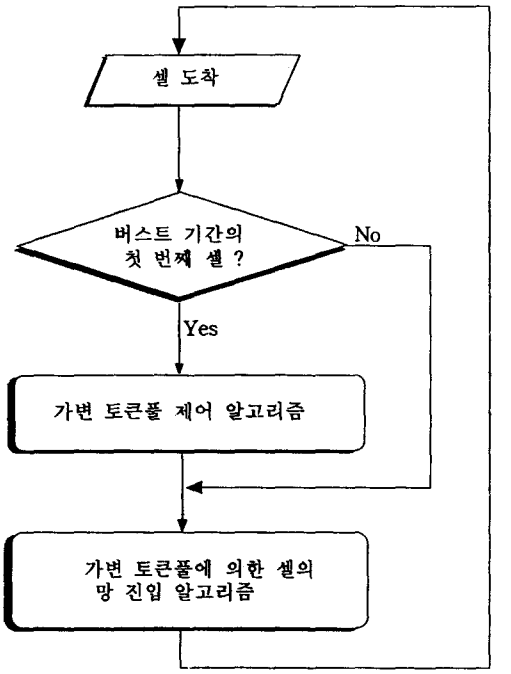
UPC 모델은 먼저 정보원으로부터 다양한 트래픽 성질을 갖는 셀 흐름이 셀 버퍼에 도착하게 된다. 이 버퍼는 CDV를 감안하기 위해서, 그리고 셀의 처리 시간을 확보하기 위해서 필요한 것이지만, 본 모델에서는 버퍼가 없는 모델을 구성하였다. 도착한 셀은 크기가 1인 토큰풀에 토큰이 있으면 이 셀은 협상된 트래픽 파라메터 가운데 어떤 것도 위반하지 않은 셀로 취급하고 아무런 조치 없이 망으로 전송된다. 반대로 토큰이 없으면 협상된 트래픽 파라메터 가운데 어느 하나를 위반한 것으로 여긴다. 여기서 토큰풀은 위에 있는 토큰 발생기(token generator)로부터 정보원의 최대 비트율로 토큰을 공급받는다. 그래서 도착한 셀은 토큰풀로부터 토큰을 하나 할당받은 뒤 망으로 전송되고, 토큰이 없으면 그 셀은 폐기 시킨다. 결국 셀 손실율은 가변 토큰풀(VTP: Variable Token Pool)의 상태에 따라 달라진다.

제안한 적응적 UPC에서는 토큰풀의 크기는 이전 사이클에서 버스트 기간에 전송한 셀 수와 침묵 기간의 크기에 따라서 가변적으로 변한다. 즉, 그림 8과 같이 가변 토큰풀에 문턱값(threshold)을 설정한다. 문턱값은 신고된 평균 버스트 기간동안 처리할 수 있는 토큰 수를 나타낸다. 그래서 셀이 망으로 하나씩 전송될 때마다 토큰의 크기는 점점 낮아져서 이미 설정된 문턱값에 접근하게 된다. 한 버스트 기간이 끝난 후, 남은 토큰풀의 수위가 문턱값보다 낮다면 평균 버스트 기간에 처리할 수 있는 셀보다 많은 셀이 전송되었으므로 이전 기간에 할당한 토큰풀 크기에 하향 간격(Down_size) 만큼 감소시켜서 다음 구간에 사용할 수 있는 토큰을 할당하고, 반대인 경우는 상향 간격(Up_size)만큼 증가시켜서 다음 구간에 사용할 수 있는 토큰을 새로 할당한다. 그리고 바로 전 사이클에서 마지막으로 전송된 셀의 도착 시간(last_arrival_time)에서 현 사이클의 첫 번째 셀이 도착한 시간(first_arrival_time)의 차이가 감지된 침묵 기간이 된다. 감지된 침묵 기간이 신고된 침묵 기간과 비교해서 더 작을 경우는 신고 값보다 침묵 기간이 짧기 때문에 위에서 계산된 토큰 수에서 하향 간격(Down_size) 만큼 감소시키며, 반대로 클 경우는 상향 간격(Up_size)만큼 증가시킨다. 이때 하향 간격과 상향 간격은 각각 VTP_max/Down_step와 VTP_max/Up_step로 계산된다. 또한 VTP_max와 VTP_min은 사용자가 CAC 단계에서 신고한 평균 버스트 기간과 평균 비트율을 근거로 해서 계산되며, 다음과 같다.

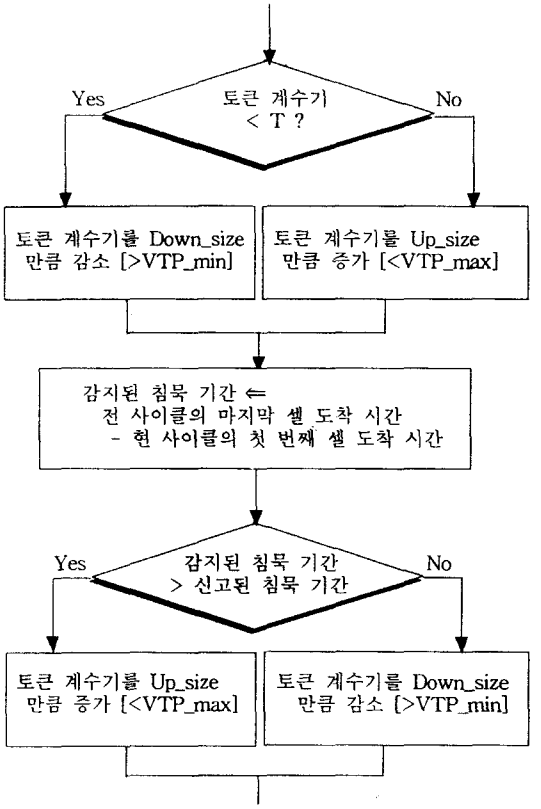
$$VTP_max = (t + w \cdot \sigma_t) \cdot pbr/CL$$
$$VTP_min = h_0 \cdot pbr/CL$$

t: 평균 사이클 기간.
(평균 버스트 기간 + 평균 침묵 기간)
w: 허용 인자.
σ_t: t의 표준 편차.
pbr: peak bit rate(bps).
CL: cell length.

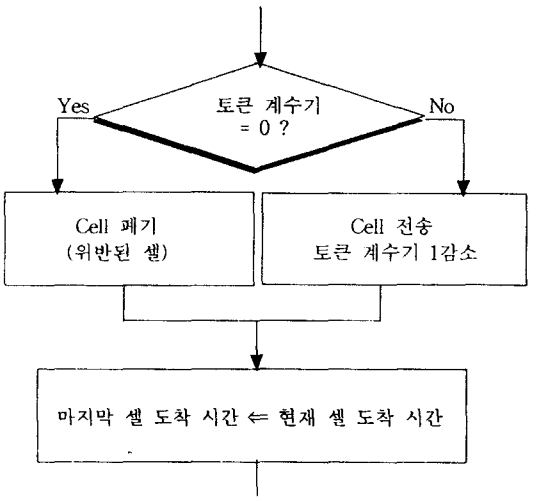
제안된 메카니즘은 결국 가변 토큰풀의 크기를 조정하여 버스트 기간 및 평균 비트율과 침묵 기간에 대한 UPC 과정을 수행하며, 크기가 1인 토큰풀에 최대 비트율만큼 토큰을 제공해 줌으로써 최대 비트율에 대한 UPC를 수행한다.



(그림 10) 제안한 가변 토큰풀에 의한 적응적 UPC 메카니즘
(Fig. 10) Proposed Adaptive UPC mechanism by variable token pool



(그림 11) 가변 토큰풀 제어 알고리즘
(Fig. 11) Variable token pool control algorithm



(그림 12) 가변 토큰풀에 의한 셀의 망 진입 알고리즘
(Fig. 12) Cell delivery algorithm to the network by variable token pool

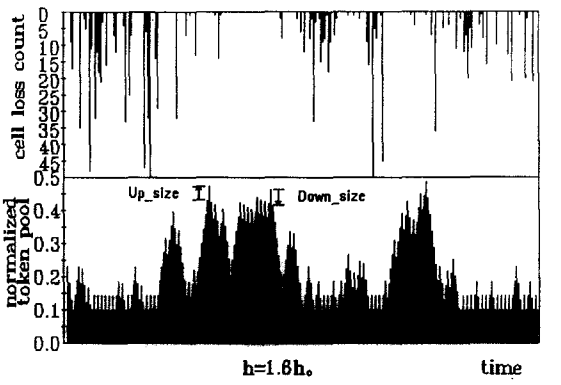
4.2. 적응적 UPC 메카니즘

한 사이클에서 버스트 기간의 첫 번째 셀이면 가변 토큰풀 알고리즘을 수행하고 그렇지 않으면 토큰풀에 의한 셀의 망 진입 알고리즘을 그림 10과 같이 수행한다. 그리고 각 알고리즘의 상세한 내용은 그림 11과 12에서 나타낸 것과 같다.

앞에서 설명한 메카니즘에서 알 수 있듯이 현재에 남은 토큰 수와 신고한 침묵 기간과 이전 사이클의 침묵 기간을 비교해서 계산된 값으로 VTP_cnt가 결정되고, 이 VTP_cnt의 값은 최고 VTP_max에서 최저 VTP_min 사이의 값을 가지게 된다.

4.3. 가변 토큰풀의 변화

기존에 연구된 UPC인 LB에서 버켓의 수위는 셀 단위로 변하면서 UPC 과정을 수행하고, 본 연구에서 제안된 메카니즘은 LB에서 버켓에 해당되는 가변 토큰풀의 크기를 조정함으로써 UPC 과정을 수행하게 된다. 토큰풀은 매 사이클마다 가변적으로 변하게 되고, 어떻게 변하는가에 따라서 셀 손실률에 많은 영향을 미친다. 그림 13은 가변 토큰풀의 변화를 나타내고 있다.



(그림 13) 가변 토큰 풀의 변화
(Fig. 13) Variation of Variable Token Pool

5. 시뮬레이션 결과 및 분석

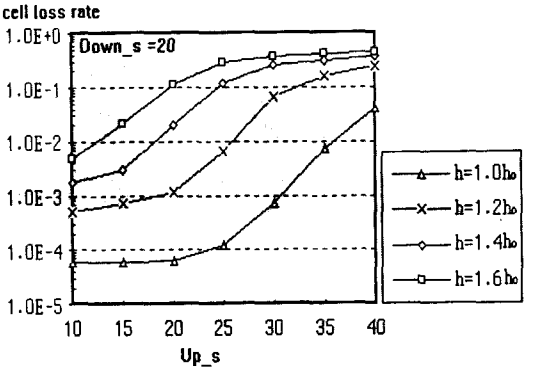
제안된 모델은 시뮬레이션을 통해 성능을 분석하였다. 셀이 포아송 분포로 발생하는 버스트 기간과

셀이 발생하지 않는 침묵 기간의 길이가 지수 분포로 발생되는 ON-OFF 모델로 시뮬레이션 하였다. 제안된 메카니즘의 성능 분석을 위해서 제어 파라메터의 유효성과 위반에 대한 민감성을 JW, LB 및 이상적인 것과 함께 비교하였다. 아울러 위반에 대한 반응 시간을 서로 비교하였다.

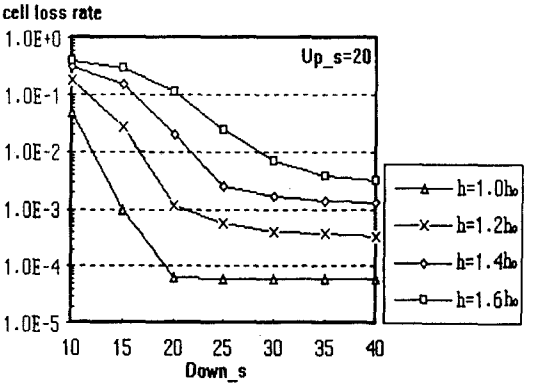
5.1 제어 파라메터의 유효성

그림 14a, b는 제안된 메카니즘에서 토큰풀의 변화치인 상향 단계(Up_step) 값과 하향 단계(Down_step) 값의 변화가 셀 손실률에 미치는 영향을 알기 위해서 Down_step를 20으로 고정시키고 Up_step를 점차 증가시켜 발생되는 셀 손실률과 Up_step를 20으로 고정시키고 Down_step을 점차 증가시켜 발생되는 셀 손실률을 나타내었다. 결과로써, VTP의 크기를 조정할 때 상향 간격은 작게, 하향 간격은 보다 크게 하는 것이 손실률에 민감하게 반응하였다.

결국 Up_step과 Down_step을 신고한 트래픽 파라메터와 요구한 QOS에 따라서 적절한 값으로 선택해야 한다. 제어 파라메터 값의 결정은 위반하지 않았을 때($h = 1.0h_0$)는 낮은 손실률(10^{-4} 이하)을 가지면서 위반했을 때와의 손실률 차이가 많이 발생하는 값을 선택하였다.



(그림 14a) 상향 단계 값의 변화에 따른 셀 손실률
(Fig. 14a) Cell Loss Rate against the Variation of Up_step value



(그림 14b) 하향 단계 값의 변화에 따른 셀 손실률
(Fig. 14b) Cell Loss Rate against the Variation of Down_step value

5.2 제어의 정확성

제어의 정확성은 과잉 밀집을 보다 확실히 예방한다는 측면에서 UPC 메카니즘의 중요한 성능 평가 기준이 될 수 있다. 비교를 위한 각 트래픽 파라메터의 위반에 대한 이상적인 셀 손실은 다음과 같이 계산되었다.

- 평균 비트율 및 버스트 기간 위반에 대한
이상적인 셀 손실률: $\frac{h-h_0}{h}$

- 최대 비트율 위반에 대한
이상적인 셀 손실률: $\frac{T_0-T}{T_0}$

여기서 새로 나타난 기호의 의미는 다음과 같다.

T_0: 최대 비트율을 위반하지 않았을 때 N개의 셀을 전송하는데 걸리는 시간.

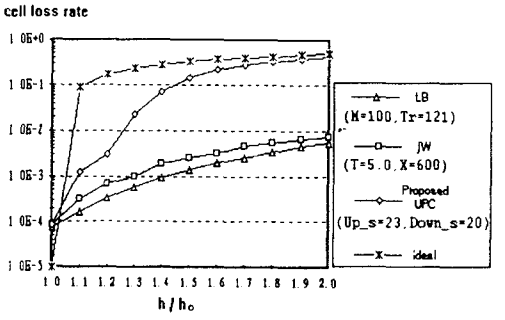
T: 최대 비트율을 위반했을 때 N개의 셀을 전송하는데 걸리는 시간.

그림 15a, b, c는 신고된 파라메터의 위반에 대한 기존 메카니즘과의 셀 손실율을 나타낸 것이다. 여기서 LB의 M은 토큰풀의 크기를, Tr은 토큰 발생율을 의미하고, JW의 T는 윈도우 크기를, X는 한기간에 나타난 평균 셀 수를 의미한다.

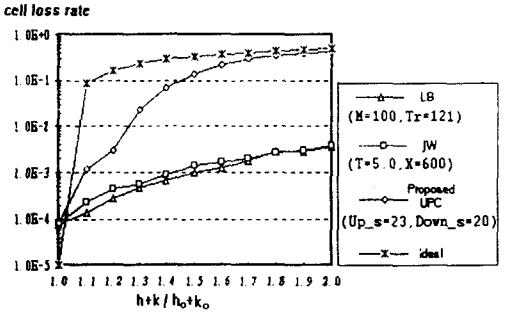
그림 15a는 평균 비트율을 위반한 경우로 신고한 값(h_0)에서 h만 점차 증가시키면서 셀 손실률을 구하였다. 그림에서 보듯이 적은 위반 율에서도 다른 기존의 메카니즘보다 좋은 성능(검출 능력)을 보이고 있으며, 실제로 발생할 가능성은 적지만 위반 정도가 클 경우는 이상적인 위반 값에 근접함을 보이고 있다. 그리고 JW와 LB는 처음부터 끝까지 JW가 약간 좋은 성능을 보이고 있다.

그림 15b에서는 버스트 기간을 위반한 경우로 h와 k를 함께 증가시키면서 셀 손실률을 계산하였다. 제안된 메카니즘을 매 사이클마다 버스트 기간과 침묵 기간의 크기에 따라서 토큰을 할당하기 때문에 h와 k가 함께 증가하는 경우 셀 손실에 적은 영향을 미친다.

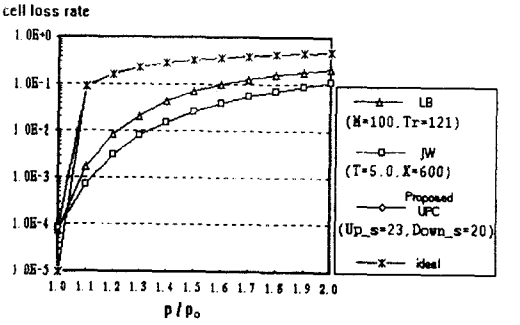
마지막으로 그림 15c에서는 최대 비트율의 위반인 경우를 보이고 있다. 제안 메카니즘은 토큰이 최대 비트율로 토큰 비교기(comparator)에 제공되기 때문에 최대 비트율의 위반에 대해서는 최적의 UPC를 수행할 수 있다.



(그림 15a) 평균 비트율 위반에 따른 셀 손실률
(Fig. 15a) Cell Loss Rate against the Violation of Average Bit Rate



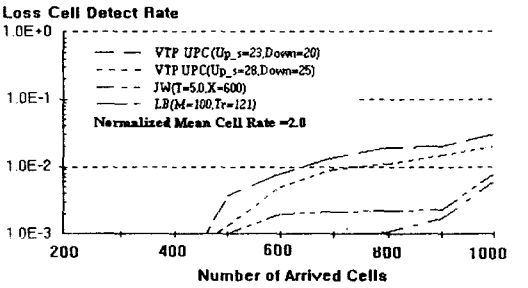
(그림 15b) 버스트 기간 위반에 따른 셀 손실률
(Fig. 15b) Cell Loss Rate against the Violation of Burst Duration



(그림 15c) 최대 비트율 위반에 따른 셀 손실률
(Fig. 15c) Cell Loss Rate against the Violation of Peak Bit Rate

5.3 위반에 대한 응답 시간

ATM망은 고속망이기 때문에 위반에 대한 빠른 응답 시간이 정확성과 더불어 중요한 성능 평가 기준이 된다. 기존에 연구된 LB 및 JW에서 위반에 대한 응답 시간과 관계가 있는 것이 각각 토큰풀의 크기(M)와 측정 기간(T)이다. 이 값이 클수록 위반에 대한 반응이 느려진다. 그림 16은 위반 상황에서 도착한 셀 수에 대한 위반율을 보이고 있다. 제안된 메카니즘이 기존의 방법보다 빠른 응답과 도착 셀 수 증가에 따라 고른 에러 검출율을 보인다. 또한 제안된 메카니즘에서는 제어 파라메터의 값이 작을수록 좀 더 빠른 응답을 보이고 있다.



(그림 16) 위반에 대한 응답 시간
(Fig. 16) Response Time against the Violation

6. 결 론

최근 멀티미디어 통신에서 표준으로 채택된 ATM

망의 트래픽 제어 방법은 호 수락 제어, 사용 파라메터 제어, 우선순위 제어 등이 있다. 본 논문에서 연구한 사용 파라메터 제어는 신고한 파라메터와 실제로 전송한 셀 스트림을 판단해서 위반 여부를 판단하여 적절한 조치를 취한다. UPC 메카니즘중 많이 알려진 LB와 JW는 간편한 반면 위반 여부를 적절하게 판단하지 못한다. 즉 장시간을 기준으로 하는 ABR 감시인 경우 적절한 QOS를 보장하기 위해서는 카운터의 최대값을 크게 해야 하며 이렇게 할 경우 위반에 대한 반응 시간이 느려진다.

본 논문에서 제안한 가변 토큰풀을 갖는 적응적 UPC 메카니즘은 매 사이클마다 버스트 기간 위반과 ABR 위반을 함께 검사해서 조치를 취하기 때문에 큰 카운터를 필요로 하지 않고 따라서 위반에 대한 반응 시간도 빠르다. 또한 위반에 대한 셀 폐기률이 LB와 JW보다는 엄격히 제어하므로 보다 엄격한 제어가 필요한 곳에서 우수하다고 할 수 있다.

구현 측면에서는 기존에 연구된 것보다는 다소 복잡한 형태를 갖고 있지만 부동 소수점 연산은 호 설정 단계 초기에만 발생하고, 정보 전송 단계시 매 사이클마다 정수 연산이 발생하기 때문에 큰 문제점이 되지 않는다.

참 고 문 헌

[1] ITU-T Recommendation I.371, "*Traffic control and Congestion control in B-ISDN*", March 1993.

[2] J.W.Roberts, "*Traffic control in the B-ISDN*", Computer Network and ISDN system 25, north-holland, pp. 1055-1064, 1993.

[3] Tutomu Murase, Hiroshi Suzuki, Shohei Sato, and Tahao Takeuchim "*A Call Admission Control Scheme for ATM Networks Using a Simple Quality Estimate*", IEEE journal on selected areas in Communication, Vol.9, No.9, pp.1461-1470, December 1991.

[4] Naoaki Yamanaka, "*Traffic Shaping for VBR Traffic in ATM Networks*", IEICE Transaction Communication, Vol.E75-B, No.10, pp.1105-1108, October 1992.

[5] Gillian. M. Woodruff, Rungroj Kositpaiboon, "*Multimedia Traffic Management Principles for Guaranteed ATM Network performance*", IEEE journal on selected areas in Communication, Vol.8, No.3, pp.437-446, April 1990.

[6] Andrea Baiocchi, "*Loss Performance Analysis of an ATM multiplexer loaded with High-speed ON-OFF sources*", IEEE journal on selected areas in Communication, VOL.9, NO.3, pp.388-393, April 1991.

[7] Pierre E. Boyer, "*Spacing Cells Protects and Enhances Utilization of ATM Network Links*", IEEE Network, pp.38-49, September 1992.

[8] M. Butto, E. Cavallero, A Tonietti, "*Effectiveness of the leaky bucket policing Mechanism in ATM networks*", IEEE journal on selected areas in Communication, Vol.9, No.3, pp.335-341, April 1991.

[9] N. Yamanaka, Y. Sato, K. Sato, "*Performance Limitation of Leaky Bucket Algorithm for Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods*", IEICE Transaction Communication, No.2, pp.82-86, February 1992.

[10] Duke Hong, Tatsuya Suda, "*Congestion Control and Prevention in ATM Networks*", IEEE Network Magazine, pp.10-16, July 1991.

[11] Erwin P. Rathgeb, "*Modeling and Performance Comparision of Policing Mechanisms for ATM Networks*", IEEE journal on selected areas in Communication, Vol.9, No.3, pp.325-334, April 1991.

[12] Naoaki yamanaka, "*Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods considering Cell Delay Variation in ATM networks*", IEICE Transaction Communication, Vol.E76-B, No.3, pp.270-278, March 1993.

[13] Kiyoshi shimokoshi, "*Evaluation of Policing mechanisms for ATM Networks*", IEICE Transaction Communication, Vol.E76-B, No.10, pp. 1341-1350, November 1993.

구 자 광

1982년 영남대학교 공과대학 전자공학과(학사)
1993년 영남대학교 대학원 전산공학과(석사)
1995년 영남대학교 대학원 전산공학과 박사과정 수료
1982년~1986년 LG전자 PC연구실 연구원
1995년~현재 구미전문대학 전자계산과 조교수
관심분야: 고속통신망, ATM 트래픽 모델링 및 성능분석, 멀티미디어통신

이 환 중

1993년 영남대학교 공과대학 전산공학과(학사)
1995년 영남대학교 대학원 전산공학과(석사)
1996년~현재 한국통신 통신망연구소 TMN연구실
관심분야: 고속통신망, ATM 트래픽 모델링 및 성능분석, 망관리

김 종 근

1981년 영남대학교 공과대학 전자공학과(학사)
1987년 영남대학교 대학원 전자공학과(석사)
1991년 일본 전기통신대학 정보공학과 소프트웨어 전공(박사)
1984년~1991년 경북전문대학 전산과 전임
1996년~1997년 미국 Virginia Tech. 방문교수
1991년~현재 영남대학교 컴퓨터공학과 부교수
관심분야: 컴퓨터망, 분산시스템, 운영체제, 성능평가