

ATM망에서의 동적 트래픽 억제 알고리즘

안 기 중*

Dynamic Traffic Enforcement Algorithm in ATM Network

Khi-Jung Ahn*

ABSTRACT

In this paper, a traffic enforcement algorithm is proposed to enhance the efficiency of traffic shaper in point of the cell conformance ratio with parameters negotiated during call connection setup in ATM network. This algorithm is based on Leaky Bucket but uses the limiting function of cell delay variations, which is controlled dynamically to absorb their propagation effects according to the input and output profiles. The simulation study shows its justifiability and its efficiency increasing for the traffic with higher burstiness. This allows more cells to be handled in the network and higher QOS can be provided to the users accordingly.

Key words : ATM, Traffic management, Traffic shaper, QOS

1. 서 론

최근 데이터, 음성, 영상 등의 혼합 트래픽을 다루기 위하여 광대역 ISDN이 많은 관심을 끌고 있으며 이에 대한 다방면에 대한 연구가 진행되어 오고 있다. ITU-TS는 이와같은 광대역 ISDN을 효과적으로 구축하기 위하여 비동기 전송 방식(ATM)을 기반 기술로 채택하였다.⁽¹⁾ ATM 망은 모든 정보를 셀이라는 제한된 크기의 정보단위로 통계적 다중화하여 전송하기 때문

에 여러 가지 다른 특성의 서비스를 유연하게 수용할 수 있고 대역폭을 효율적으로 사용할 수 있다.

이와같은 ATM방식은 기존 STM방식에서의 고정 채널에 의한 전송 속도 유연성의 결여, X.25에서의 가변 길이 패킷의 소프트웨어 방식 처리로 인한 속도 문제를 해결하여 통신 매체나 트래픽의 변화에 상관없이 적용될 수 있게 된다. ATM 망은 음성, 데이터, 화상 정보 등의 광범위한 서비스를 수행하므로 대역폭, 셀 지연, 그리고 셀 손실 요구 등 매우 다양한 특성을 지닌 트래픽과 그 상호 영향을 고려하여 서비스 품질을 만족시키는 범위내에서 셀 감시/폭주 제

* 제주대학교 정보공학과
Dept. of Information Eng., Cheju Nat'l Univ.

어를 하여야 하는 어려운 문제에 도달하게 된다. 이를 위하여 여러 가지 기법들이 제안되었지만 버스트성을 갖는 ATM 트래픽의 평균 셀 속도를 제어하기 위하여는 많은 입력 버퍼와 셀 처리 지연 문제가 발생하여 시스템 성능 개선에 저해요소가 되었다.

본 논문에서는 이와같은 문제를 개선하기 위하여 사전 협약된 트래픽 파라미터를 기반으로 입력 셀들의 적합성 판정 및 트래픽 셰이핑을 위한 기존의 Leaky Bucket Algorithm을 개선하고 셀 지연 허용치를 동적으로 관리하여 협약 비준수 셀의 수를 줄이고 또한 이들을 트래픽 셰이핑기능을 통하여 흡수함으로써 전체 망내 자원을 효율적으로 관리하고자 하였다.

II. ATM 계층 QOS와 트래픽 셰이핑

ATM 전송 방식에서는 그 특성상 연결 수락 시 셀 전송 속도를 협상하게 되는데 일단 접속이 된 후 협상된 최고 또는 평균 셀 전송 속도를 고의적으로 위반하거나 동시에 다수의 소스로부터 트래픽이 발생할 경우 망이 폭주상태가 되어 동작 불능상태에 빠지게 된다. 따라서 다음과 같은 QOS 나 트래픽 파라미터, 서비스 등급을 정의하고 이를 바탕으로한 트래픽 관리, 제어가 절실히 요구된다. 이는 ATM 망이 기존의 망과는 달리 고속 전송환경에서 운용되기 때문이다.

2.1 ATM 망의 서비스 등급과 트래픽 속성

ATM 기술은 광범위한 서비스와 응용을 지원하며 이들 서비스와 응용에 적합한 QOS를 제공하기 위하여는 트래픽의 제어가 기본적으로 이루어져야 한다. 트래픽 관리의 1차적 목표는 혼잡상황으로부터 사용자 시스템을 보호하기 위한 것이며 더 나아가 망자원의 효율적 이용에 있다. 트래픽 관리를 위하여는 다음과 같은 서비스 등급과 QOS파라미터가 정의되어 사용자 망 접속시 사전 협약이 되어야만 한다.

서비스 등급은 실시간, 비실시간 서비스 등급

으로 나누어 지며 실시간 서비스 등급에는 CBR(constant bit rate), rtVBR로 나누어지고 비실시간 서비스 등급은 nrtVBR, ABR(available bit rate), UBR(unspecified bit rate)로 구분되어 진다. 항등 비트율(CBR) 서비스 등급은 회선 교환방식을 에뮬레이션하기 위하여 사용되며 셀 손실율이 $CLP=0$ 셀에 대하여 규정되며 $CLP=1$ 셀에 대하여도 규정되어 질 수 있다. 예로서 전화, 화상회의 또는 TV 서비스를 들 수 있다. 가변 비트율(VBR)은 가변 속도로 정보를 전송하기 위하여 사용되며 통계적 다중화기법이 사용된다. 이 등급은 셀 지연 변이에 따라서 다시 실시간 VBR(rtVBR)과 비실시간 VBR(nrtVBR)로 분류되며 이중 비실시간 VBR에 대하여는 평균 셀 지연만이 규정되나 실시간VBR에 대하여는 최대 셀 지연과 피크-피크 CDV가 규정되어 진다. 예로서는 실시간 VBR의 경우는 압축 화상 데이터를 들 수 있으며 비실시간 VBR의 경우는 멀티미디어 전자 메일을 들 수 있다. 가용 비트율(ABR)은 파일 전송이나 전자메일과 같은 일반적인 데이터 서비스를 위한 것으로서 표준에서는 셀 전송 지연, 셀 손실을 규정하지 않고 있으나 스위치 레벨에서 이들을 최소화하는 것이 바람직하다. 사용자는 망의 혼잡상태에 따라 셀 전송률을 조정하여야 한다. 사용자는 또한 최소 셀 전송율을 명시할 수 있다. 미규정 비트율(UBR)은 일반적인 데이터 전송을 위하여 남아있는 대역을 사용하며 셀 지연이나 손실에 민감하지 않다. 이와같은 등급은 접속 수락제어를 하지 않는다. 혼잡상태에서는 셀들은 손실되며 사용자는 셀 전송율을 줄이지 않고 이로 야기된 에러 복구는 상위 응용 계층에서 이루어진다.

한편 이와같은 서비스 등급을 지원하기 위하여는 그에 상응하는 트래픽 파라미터와 제어과정이 규정되어야 하며 이는 Table 2와 같이 나타내어진다.⁽⁴⁾ 한편 Table 1은 ATM 트래픽 파라미터, QOS 파라미터, 피드백 특성등의 서비스 등급에 따른 속성을 나타낸 것으로 어떻게 각각의 ATM 계층 서비스 등급과 관련되어지고

있는가를 나타내고 있다.⁽⁵⁾

Table 1 ATM service category attributes

Attribute		ATM Layer Service Category				
		CBR	rt-VBR	nrt-VBR	UBR	ABR
Traffic Parameters	PCR and CDVT	specified		(specified)	(specified)	
	SCR, MBS, CDVT	n/a	specified	n/a		
	MCR	n/a		n/a	specified	
QOS Parameters	peak to peak CDV	specified	unspecified			
	max CTD	specified	unspecified			
	CLR	specified	unspecified	network specific		
Others	Feedback	unspecified			specified	

Table 2 Traffic managements of ATM layer

속 성	CBR	rtVBR	nrtVBR	ABR	UBR
Guarantee	BW, Delay	SCR, maxCDV	SCR, meanCTD	CLR	Nothing
Predictability	100%	<100%		No	No
Reservation	Yes	Yes(Some)	Yes(MCR)	No	No
Polcing	Yes	Yes	Optional	Optional	Optional
Flow Control	No	Possible	Yes	No	No
Congestion Control	No	Yes	Yes	Yes	Yes
CLR(CLP=0)	Yes	Yes	Yes	No	No
CLR(CLP=1)	Yes/No	Yes/No	Yes	No	No
Feedback Control	(EFCI)	(EFCI)	EFCI,RR,ER	(EFCI)	

2.2 트래픽 셰이핑

ATM망은 근본적으로 접속형태의 망으로서 정보를 교환하기 전에 먼저 양단간 가상접속이 이루어 져야한다. 이와같은 가상 접속은 호(call)로 불리며 혼잡제어는 이와같은 호 레벨이나 셀 레벨에서 수행되어 질 수 있다.⁽⁷⁾ 호 레벨에서는 접속 수락제어 기법을 사용하여 망 자원 상태에따라서 호의 수락을 결정하게 된다. 이와같은 접속 수락 제어는 장시간의 망 혼잡 상태를 피하기 위한것으로서 호 접속 과정에서 망 자원의 가용 여부를 검사하여 요구된 서비스 등급을 만족하기에 충분한 자원이 있을 경우에 수락하게 된다. 한편 셀 레벨에서는 사용

자, 망 접근점에서 트래픽의 상태를 감시하여 사용자의 트래픽이 할당된 대역 수준을 유지하도록 하기위하여 트래픽 억제 기능을 수행하게 된다. 이는 트래픽의 망내 진입 속도를 통제하여 이미 설정된 다른 접속들의 성능에 영향을 주지않도록 하기위함이다. Fig. 1은 이와같은 ATM망에서의 트래픽 제어와 혼잡제어를 위한 참조 모델을 나타내고 있다.⁽⁴⁾

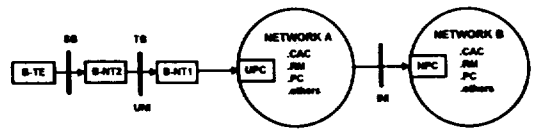


Fig. 1 A reference configuration for traffic control and congestion control

대부분의 트래픽들은 근본적으로 돌발적(bursty)으로 발생하거나 사전 예측하기가 힘들다. 이때 사전 예측한 트래픽과 실제 트래픽의 차이가 클 때에는 트래픽 셰이핑 기법을 사용하여 실제의 트래픽을 사전 협상된 대역에 일치하도록 그 특성을 변화시켜야 한다. 이는 기본적으로 주어진 소스로부터 망내로 들어오는 셀중에서 요구된 트래픽 표시자인 평균셀율, 피크셀율, 버스트 길이를 이용하여 협약된 파라미터의 위반여부를 감시하게 되며 위반 셀들에 대하여는 지연시키거나 파기함으로써 전체 셀들의 망내 진입 속도를 완만하게 함으로써 궁극적으로 혼잡상태를 피할수 있도록 하게된다. 이와같은 트래픽 셰이핑 기능을 구현하기 위하여 Jumping Window, EWMA(Exponentially Weighted Moving Average), Leaky Bucket등 많은 기법이 연구되어 왔다.^(2,3) 이중 Leaky Bucket 기법은 트래픽 셰이핑 기법중에서 가장 널리 사용되고 있으며 이는 근본적으로 일정율로 발생하는 토큰의 생성 속도에 의하여 평균 셀율을 지키게 하고 더 나아가 토큰 풀의 크기에 의하여 최대 셀 버스트 길이를 제한하게된다.

한편 이와같은 Leaky Bucket Algorithm은 일반적으로 GCRA(Generic Cell Rate Algorithm)의 한 형태로서 GCRA(I,L)로 나타내어지며 I는 셀도착시 버킷의 증가량으로 최대 PCR이나 SCR을 결정짓게 되며 L은 제한 파라미터로서의 셀지연 변이 허용량으로 셀들의 평균 간격과 버스트를 결정하게 된다. 여기에서 I+L은 버킷의 전체 크기와 같다. 처음 스위치의 폴리싱 기능부에 들어오는 셀(CLP=0+1)들은 크기가 PCR인 첫 번째 버킷으로 들어오고 이들중 버킷을 오버플로하는 셀들은 비준수(non-conforming) 셀로 표시되지만 PCR이내의 속도로 들어오는 셀들은 준수(conforming)로 표시된다. 이후 CLP=0셀들은 다시 깊이가 SCR인 두 번째 버킷으로 들어간다. 이들중 SCR을 만족하는 셀들은 준수(conforming)셀로서 전송되어지나 그렇지 못한 셀들은 비준수셀로 표시된다. 한편 이시점에서 CLP=0 셀들은 CLP=0에서 CLP=1로 태그될 수 있는데 이들은 추후 망 혼잡상태가 발생하였을 경우 우선적으로 폐기될 수 있다. Fig. 2는 이와같은 이중 Leaky Bucket 구조를 보인 것으로 처음 버킷은 GCRA(1/PCR, CDVT)이며 두 번째 버킷은 GCRA(1/SCR, BT+CDVT)이다. 그러나 이와 같은 Leaky Bucket 알고리즘은 가변 비트율 트래픽에 대한 셀지연변이의 한계치를 고정적으로 운용함으로써 연속적인 셀지연 변동의 파급에 효율적으로 대처할 수 없다.

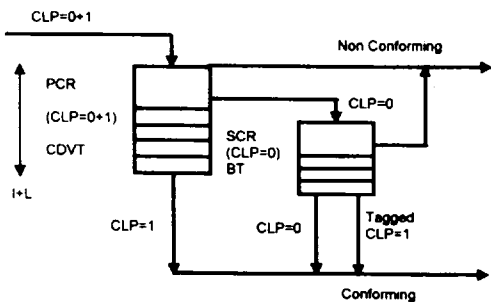


Fig. 2 Control scheme of Dual Leaky Bucket algorithm

한편 윈도우 제어 알고리즘은 Leaky Bucket 알고리즘에 시간 개념을 도입한 것으로 일정 시간내에 도착한 셀의 수를 제한하는 방식이다. 이의 구조에서는 접속된 모든 트래픽들에게 각기 가상 채널 식별자를 할당함과 동시에 감시 시간과 윈도우의 크기에 의하여 그 흐름을 제어하게 되고 대역 이용의 효율성도 양호하다. 그러나 이 방식은 근본적으로 Leaky Bucket 알고리즘의 문제점을 그대로 내포하고 있다. 더 나아가 윈도우의 이동이나 점핑과 같은 새로운 처리를 해야하는 부담을 안고 있다.

III. 동적 트래픽 억제 알고리즘

ATM망에서 트렁크의 대역 할당과정은 일차적으로 항상 고정된 전송대역을 요구하는 CBR VCC에 할당되는데 이는 CBR 트래픽의 PCR에 의해 결정되며 다른 유형의 트래픽에 의해 전용되어질 수 없다. 한편 이때 남은 대역은 다시 실시간 rtVBR과 비실시간 nrtVBR 트래픽의 PCR,SCR에 따라 할당되어 진다. 이후의 잔여 대역은 ABR 트래픽의 MCR에 의해 기본적으로 할당되며 최종적으로 여분의 대역은 UBR 트래픽에 주어지나 이는 보장되어질 수 없다. 여기에서 CBR 트래픽에 대하여는 일정대역이 보장되나 버스티한 트래픽 소스에 대하여는 대역 사용의 효율이 떨어지게 된다. 따라서 ATM망의 가장 큰 특징인 통계 다중화 효과를 얻을 수 있는 것은 버스티한 특성을 지닌 VBR이나 ABR 트래픽의 경우이다. 그러므로 이 두 유형은 트래픽 관리의 주 관심대상이 되어 왔으며 본 논문에서는 이중 VBR 트래픽 소스에 대한 셰이핑 기법에 대하여 연구하고자 한다.

3.1 트래픽 모델

VBR 트래픽의 대표적인 예로 오디오, 비디오 신호의 경우 무음구간의 검출이나 압축으로 인하여 패킷의 길이나 이들의 간격이 변화하게

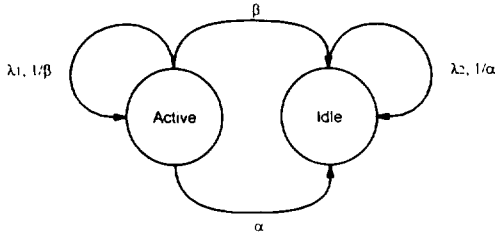


Fig. 3 Two state MMPP model for VBR traffic

되고 이들을 셀단위로 분할하여 전송할 경우 일정한 셀간격, 가변의 활성화, 휴지 구간으로 표현되는 연속 트래픽 모델로 나타내어진다. 이와같은 트래픽 소스들은 활성화 상태와 휴지상태를 반복하는 동안에 활성화 구간에서는 셀들을 PCR 또는 이에 의한 포아송 과정으로 발생시키게 된다. 이 모델은 Greedy 모델보다는 현실적으로서 Fig. 3과 같은 2상태 MMPP 모델로 나타내어진다. 여기서 활성화상태와 휴지상태의 유지시간은 각각 평균 $1/\beta$, $1/\alpha$ 의 지수분포를 나타내며 활성화시에는 최고셀율 λ_p 로 일정한 간격으로 셀들이 전송되어지고 휴지시에는 셀전송이 없다고 한다면 $\lambda_1 = \lambda_p$, $\lambda_2 = 0$ 이므로 평균셀율 λ_a 는

$$\lambda_a = \frac{\alpha \lambda_p}{(\alpha + \beta)} \quad (1)$$

이 되며 이때의 버스트 구간은 $1/\beta$ 가 된다. 따라서 이와같은 소스 트래픽의 버스트니스 b는

$$b = \frac{\lambda_p}{\lambda_a} = \frac{\alpha + \beta}{\alpha} \quad (2)$$

가 된다.

3.2 동적 트래픽 억제 알고리즘

본 논문에서 제안하고자 하는 트래픽 제어 모델은 Fig. 4와 같이 입력트래픽에 대한 프로파일, 출력 트래픽에 대한 프로파일, 셀 허용제어 함수생성부 및 셀 허용 제어부로 나누어져 있

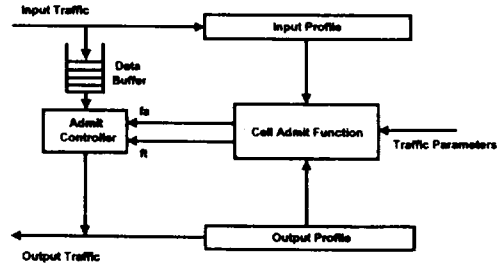


Fig. 4 Block schematic of proposed traffic shaper

다. 여기에서 입,출력 프로파일부에서는 입출력 트래픽의 시간에 대한 패턴을 기록하게 되며 이는 다시 셀 허용 제어함수 생성부로 보내지며 여기에서는 호 설정과정에서 협약된 파라미터에 근거하여 입,출력되는 셀들에 대한 협약 준수 판정 및 태깅을 위한 제어신호를 발생시키게 된다. 셀 허용제어부에서는 위의 제어함수에 근거하여 동작한다. 한편 입력 셀들은 입력 버퍼로 들어오면서 망의 최대 허용 셀율에 따라 일정한 간격으로 갱신되는 입력 프로파일부에 기록이 되며 이후 유한한 토큰 풀로부터 최고 허용셀율에 따라 방출되는 토큰에 의해 전송되어짐에 따라 셀전송율을 사전 협약된 셀율로 제한하는 트래픽 셰이핑기능을 수행하게 된다. 이때의 토큰 풀은 일정한 속도 λ_i 로 채워지게 되는데 시스템이 안정화 상태가 되기 위하여는 이값이 평균셀율 λ_a 와 최고 셀율 λ_p 사이의 값으로 설정되어야 한다. 한편 셀 허용 제어함수 생성부에서는 다음과 같은 셀 허용함수 f_a 와 태깅함수 f_T 를 생성하게 된다. 이들은 과거 입출력 트래픽의 프로파일로부터 동적으로 관리되는 CDV 함수 $V_{PCR}(t)$ 과 $V_{SCR}(t)$ 에 의하여 결정된다.

$$f_a = \begin{cases} 1 & , V_{PCR}(t) \leq L_{PCR}(t) \\ 0 & , \text{기타} \end{cases} \quad (3)$$

$$f_T = \begin{cases} 0 & , V_{SCR}(t) \leq L_{SCR}(t) \\ 1 & , \text{기타} \end{cases} \quad (4)$$

한편 한계 함수 $L_{PCR}(t)$ 와 $L_{SCR}(t)$ 는 기존의 Leaky Bucket Algorithm에서는 일정한 크기로 고정하였으나 이는 버스티한 트래픽의 발생 시 셀 집중 및 분산에 효율적으로 대처하기 힘들다. 따라서 본논문에서는 Fig. 5의 알고리즘에 의해 CDV 한계함수 $L_{PCR}(t)$, $L_{SCR}(t)$ 를 각각 입,출력 셀간격에 따른 보정함수 $C(t)$ 에 따라 동적으로 변화시킴으로써 그 효율을 개선하고자 하였다.

과의 시간 간격을 계산하고 그 차와 Leaky Bucket 카운터 X_{PCR} 과의 차를 $V_{PCR}(t)$ 함수로 사용하였으며 이값을 최고 셀을 PCR에 의해 결정되는 CDV 허용치인 τ_{PCR} 의 한계함수인 $L_{PCR}(t)$ 과 비교하여 클 경우에는 해당 셀이 사전 협약된 최고 셀을 초과한 것으로 간주되어 비준수 위반 셀로 처리된다. 여기에서 τ_{PCR} 은

$$\tau_{PCR} = \Delta \cdot \max \left[\frac{T_{PCR}}{\Delta}, \alpha \left(1 - \frac{\Delta}{T_{PCR}} \right) \right] \quad (5)$$

T_{PCR} : PCR에서의 셀간격
 Δ : 링크에서의 셀전송 시간(초)
 α : 계수 (=80)

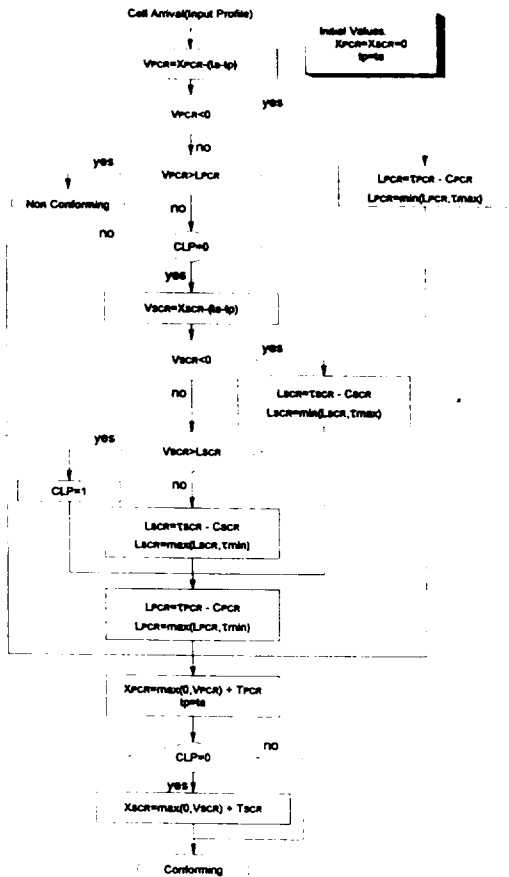


Fig. 5 The proposed traffic enforcement algorithm

Fig. 5의 알고리즘은 트래픽 셰이퍼에 도착하는 때 입력 셀마다 바로 직전의 협약 준수셀

로 주어지며 이때의 한계함수 $L_{PCR}(t)$ 은 최대 허용치인 τ_{max} 내에서 보정되어진다. 한편 이차가 CDV 한계함수 $L_{PCR}(t)$ 보다 작을 경우에는 다시 평균 셀을의 준수 여부를 판정하여 태그하기 위하여 높은 우선순위인 $CLP=0$ 셀에 대하여 처리하게 되는데 이때 $CLP=1$ 인 셀은 혼잡 상황이 발생하였을 경우 선택적으로 폐기되므로 별도의 처리는 이루어지지 않는다. $CLP=0$ 셀에 대한 태그 과정은 도착하고 있는 셀들에 대한 계산된 셀을을 협약된 셀을 SCR에 근접시키기 위하여 현재 도착된 셀과 바로 이전의 준수 셀과의 시간 간격과 버킷 카운터 X_{SCR} 과의 차를 $V_{SCR}(t)$ 함수로 정의하고 이값은 다시 평균셀에 대한 CDV 허용치인 τ_{SCR} 의 한계함수인 $L_{SCR}(t)$ 과 비교되어져 그 범위 밖의 도착 시간을 갖는 셀들은 위반 셀로 간주되거나 셀 헤더내의 CLP비트를 1로 세트하여 우선순위를 낮추게 되며 이들은 그대로 전송되어지나 추후 혼잡상태가 발생하였을 경우에 우선적으로 폐기된다. 이때 평균 셀에 대한 CDV허용치인 τ_{SCR} 은 협약과정에서 주어진 τ'_{SCR} 과 최대 버스트 크기 MBS에 의하여 주어지는 버스트 허용치 τ_{IBT} 에 의하여 식(7)과 같이 구하여진다.

$$\tau_{IBT} = [(MBS - 1)(T_{SCR} - T_{PCR})] \quad (6)$$

$$\tau_{SCR} = \tau'_{SCR} + \tau_{IBT} \quad (7)$$

한편 CDV 허용치인 τ_{PCR} 이나 τ_{SCR} 은 셀율의 변동에 동적으로 대응하기 위하여 그 입력 프로파일에 따라 보정하게 된다. 연속적으로 들어오고 있는 셀들의 간격이 협약된 PCR이나 SCR과 이에 따른 CDV 허용치이내이나 계산된 도착시간보다 늦을 경우에 이들의 누적 효과로 그 이후의 셀들은 이들을 반영하여 CDV 허용치를 정상적인 경우보다도 크게 하여도 전체적 셀율은 위반되지 않게된다. 따라서 이 보정 함수 $C(t)$ 는 초기 CDV 허용치인 τ_{PCR} , τ_{SCR} 과 버킷 카운터의 차이인 V_{PCR} 과 V_{SCR} 에 의해 결정된다. 따라서 새로운 CDV 한계함수인 $L_{PCR}(t)$ 와 $L_{SCR}(t)$ 는 각각

$$L_{PCR}(t) = \tau_{PCR} - C_{PCR}(t) \quad (8)$$

$$L_{SCR}(t) = \tau_{SCR} - C_{SCR}(t) \quad (9)$$

이 된다.

IV. 성능 분석 및 결과 해석

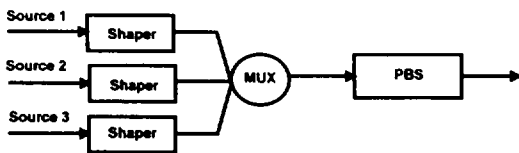


Fig. 6 Simulation model

본 논문에서는 제안된 알고리즘의 성능을 분석, 평가하기 위하여 Fig. 6과 같은 시뮬레이션 모델을 사용하였다.

여기에서 입력은 3 개의 실시간 rtVBR 트래픽 소스로부터 발생시켰으며 이들은 트래픽 셰이퍼에서 협약 준수 판정, 태깅 및 셰이핑된후

최고 셀율 λ_p 로 전송, 다중화되어 출력단의 PBS(Partial Buffer Sharing) 방식으로 동작하는 버퍼를 거치게 된다. 여기에서 입력 트래픽은 2상태 MMPP로 보고 활성상태의 유지시간을 평균 500msec, 166.7 msec, 100msec, 71.4msec, 55.55 msec의 지수분포 특성을 지니고 있고 휴지상태의 유지시간은 평균 500msec의 지수 분포를 이룬다고 가정하였다. 따라서 입력 트래픽의 버스트니스는 각각 2, 4, 6, 8, 10 이 되며 각각의 경우의 CLP=0 셀의 손실율과 시간 지연을 구하였다. 한편 각 입력 소스는 활성상태에서는 최고셀율 PCR $\lambda_p=100$ 의 일정한 간격으로 셀들을 생성하여 트래픽 셰이퍼로 전송하였으며 셰이퍼내의 토큰 생성율 λ_t 은 80으로 하였다. 또한 CDV 허용치는 $\tau_{PCR} = \tau_{SCR} = 6$ msec 로 하였다. 한편 트래픽 강도 ρ 에 따른 셀 손실율을 보기 위하여 $\rho=0.6, 0.65, 0.7, 0.75, 0.8, 0.85$ 로 변화시켰고 출력 버퍼의 크기는 10, 이때의 임계치는 7로 하였다.

Fig. 7 은 트래픽 강도 $\rho=0.85$ 의 경우에 버스트니스 변화에 따른 셀 협약 준수율을 제안 알고리즘과 기존의 Leaky Bucket 알고리즘을 비교한 것으로서 버스트니스 4까지는 거의 변동이 없었으나 버스트니스 6에서는 제안된 알고리즘의 경우 약 96.83% 이나 Leaky Bucket의 경우 약 96.54%, 버스트니스 10의 경우 제안 알고리즘의 경우 약 95.05%, Leaky Bucket의 경우 약 94.139%로 이는 셀들의 버스트특성이 강할수록 그 CDV변동을 흡수하여 셀 준수율을 높이는 것을 알 수 있다. 한편 Fig. 8은 Fig. 7 과 같은 실험하에서 CLP=0 셀의 손실율 변화를 보인 것으로 버스트니스 4까지는 큰폭으로 감소하는데 이는 출력 버퍼의 혼잡상태로 인하여 발생하였으며 그 이후는 안정적으로 동작하여 전체적으로 입력 트래픽의 버스트니스가 클수록 셀 손실율은 감소하는 것을 알 수 있다. 이는 연속적으로 PCR로 셀을 전송하는 낮은 버스트니스 트래픽보다 버스트성이 큰 불규칙 트래픽일수록 트래픽 셰

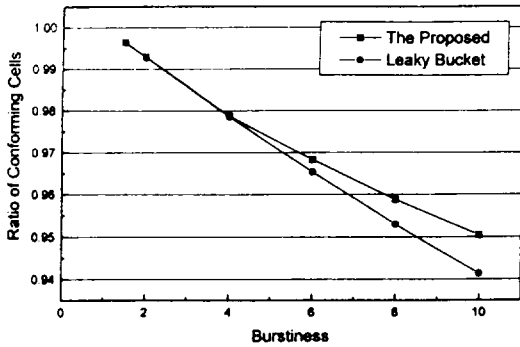


Fig. 7 Comparison of cell conformance ratio

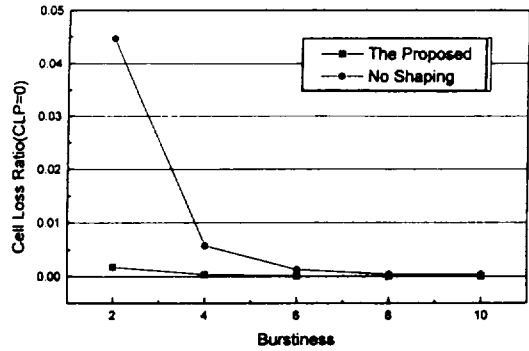


Fig. 9 Comparison of cell loss ratio (CLP=0)

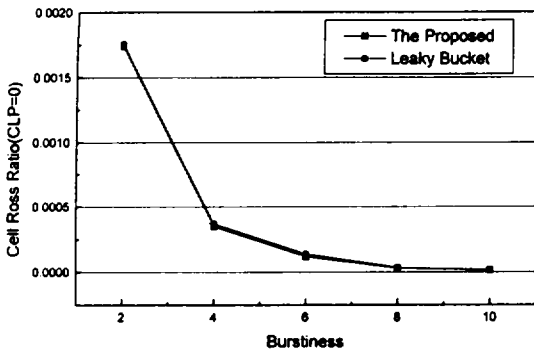


Fig. 8 Comparison of cell loss ratio (CLP=0)

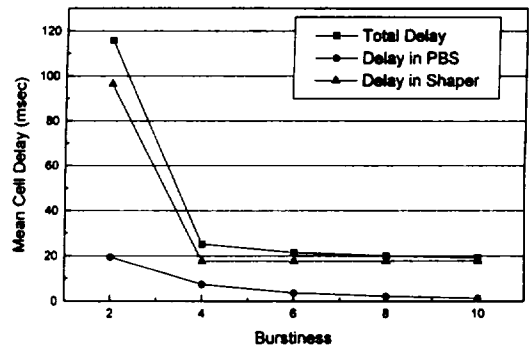


Fig. 10 Comparison of mean cell delay

이퍼가 이 불규칙성을 흡수하여 전체적 셀 손실을 저하시키고 있기 때문이다. 더우기 Fig. 7에서와 같이 셀 준수율이 증가한 상태에서 오히려 셀 손실율이 감소한 것은 제안 알고리즘의 타당성을 보이고 있는 것으로 생각된다. 따라서 트래픽 셰이퍼는 입력 트래픽 소스의 버스트 특성이 강할수록 그 역할을 커진다고 할 수 있다.

한편 Fig. 9는 제안 알고리즘을 사용한 트래픽 셰이퍼와 트래픽 셰이핑을 하지 않았을 경우의 CLP=0 셀의 셀 손실율을 비교한 것으로 트래픽 셰이핑을 하지 않았을 때와 하였을 경우를 보면 각각 버스트니스 2의 경우 0.04466와 0.00174, 버스트니스 4의 경우 0.00576와 0.00035로 트래픽 셰이핑을 하였을 경우

셀 손실율이 현저히 낮아짐을 알 수 있다. 하지만 그 셀지연은 트래픽 셰이퍼에서의 큐잉 지연으로 인하여 오히려 증가하게 된다. Fig. 10은 제안된 알고리즘을 사용하여 트래픽 셰이핑을 하였을 경우의 버스트니스 변화에 따른 평균 셀지연을 비교한 것으로 전체적인 셀지연은 버스트니스가 증가함에 따라 감소함을 알 수있으며 한편으로 버스트니스 4까지는 전체 지연의 급격한 변화는 트래픽 셰이퍼에서의 큐잉 지연으로 기인한다. 이는 최고셀을 PCR로 연속적으로 들오는 셀들에 의한 트래픽 셰이퍼에서의 과부하로 큐잉 지연이 증가하기 때문이다. 한편 트래픽 셰이퍼에서의 셀지연은 버스트니스 4 이상에서는 거의 일정한데 이는 셰이퍼가 안정 상태로 동작하기 때문이다. 따라서 이는 본 시

플레이션 환경에서의 시스템이 안정적으로 동작할 수 있는 범위가 된다.

마지막으로 Fig. 11은 $\lambda_p = 100$, $\lambda_a = 50$ 인 경우 트래픽 강도에 따른 $CLP=0$, $CLP=1$ 셀손실율의 변화를 보인 것으로 트래픽 강도가 증가할수록 혼잡상태가 발생하고 이로 인하여 전체적 셀손실율이 증가함을 알 수 있다. 하지만 $CLP=0$ 셀의 손실율이 $CLP=1$ 셀보다는 많이 작아지는데 이는 출력단의 부분 공유버퍼에서의 선택적 셀 폐기 결과이며 따라서 우선순위가 높은 셀의 손실이 훨씬 적어지게 되는 것이다. 따라서 본논문에서 제안한 알고리즘을 사용하여 트래픽 셰이핑을 수행할 경우에는 트래픽 셰이핑을 수행하지 않았을 경우보다 높은 우선 순위 셀($CLP=0$)의 손실이 현저히 줄어들며, 기존 Leaky Bucket 알고리즘을 사용하였을 경우와 비교해 보아도 셀손실율의 저하없이 준수셀의 비율을 높일 수 있었다. 이는 시스템에서의 셀 지연 변동에 동적으로 대처하여 좀더 많은 셀들의 수용을 가능하게 하며 따라서 사용자에 대하여는 보다 나은 QOS를 보장하여 줄 수 있을 것이다.

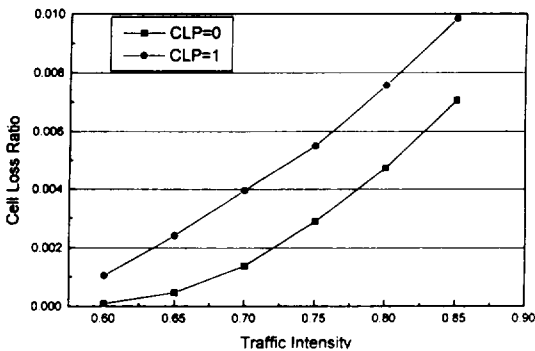


Fig. 11 Comparison of cell loss ratios($CLP=0$, $CLP=1$)

V. 결 론

ATM망에서의 핵심적인 트래픽 제어기술로는 사용자의 접속과정에서 협약된 파라미터에 의한

트래픽의 감시 및 제어를 하는 사용 파라미터 제어(UPC)를 들 수 있는데 이는 협약을 위반한 접속으로부터 현재 진행중인 접속들의 QOS를 보장하기 위해서이다. 따라서 이의 감시 및 효율적 관리는 우선적으로 다루어져 한다.

본논문에서는 기존의 Leaky Bucket 트래픽 셰이핑 과정에서의 트래픽 억제 기법을 트래픽 패턴에 따라 동적으로 변화시키면서 셀지연 변동을 최대한 흡수하고자 하였다. 이를 위해 CDV 한계함수인 $L(t)$ 를 도입하여 현재의 버킷 카운터와 셀간 지연 변동량에 의하여 초기 CDV허용치인 τ 를 변화시켜 운용하였다. 성능 분석을 위하여는 제안된 트래픽 셰이퍼와 부분 공유 버퍼로 구성된 하나의 ATM 스위치를 모형화하여 여러특성의 입력 트래픽에 대하여 셀손실율과 시간지연을 구하였다. 그 결과 협약 준수셀의 비율은 기존 Leaky Bucket알고리즘에 비해 버스티니스가 증가함에 따라 그개선폭이 증가되었고 이에따라 망에서는 좀더 많은 사용자 셀을 수용할 수 있으면서도 셀손실율은 상대적으로 감소시킬수 있었다.

한편 본논문에서는 임의의 특성을 지니는 소스 트래픽에 대하여 CDV 한계함수인 $L(t)$ 를 셀지연 변동량과 선형적 관계로 하여 취급하였으나 이를 비선형적 셀 예측 기법의 사용이나 지연 변동의 파급 효과와 트래픽 셰이퍼 파라미터와의 상관관계에 대하여 좀더 연구되어야 할 것이다.

참고문헌

- 1) CCITT, 1991, B-ISDN General Network Aspects, Rec. I.311.
- 2) Bala,K., Cidon,I., and Sohraby,K., 1990, Congestion Control for High Speed Packet Switched Networks, Proceedings of IEEE INFOCOM, pp. 520-526.
- 3) Sidi,M., Liu,W., Cidon,I. and Gopal,I.,1989, Congestion Control

- through Input Rate Regulation, Proceedings of GLOBECOM'89, pp. 1764-1768.
- 4) ITU-T, 1995, Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN, Rec. I.371.
 - 5) ATM Forum, 1996, Traffic Management Specification V4.0.
 - 6) Ginsburg, D., 1996, ATM: Solution for Enterprise Internetworking, Addison-Wesley.
 - 7) Bae, Jaime Jungok, Tatsuya Suda, 1991, Survey of Traffic Control Schemes and Protocols in ATM Networks, Proceedings of IEEE, vol. 79, no. 2, pp. 170-189.
 - 8) Radhakrishnan, S., Raghavan, S.V., 1994, A Flexible Traffic Shaper for High Speed Networks: Design and Comparative Study with Leaky Bucket, CS-TR-3491, University of Maryland Institute for Advanced Computer Studies
 - 9) Stamoulis, G.D., Anagnostou, M., Georgantas, A., 1994, Traffic Source Models for ATM Networks: A Survey, Computer Com. vol 17, no.6, pp. 428-438.
 - 10) Wojnaroski, L., 1994, Baseline text for Traffic Management Sub-Working Group, AF-TM 94-0394R4