

ATM망에서 사용자 변수 제어에 의한 감시 성능 개선에 관한 연구

正會員 한 길 성*, 오 창 석**

A Study on Improvement of Policing Performance by Usage Parameter Control in Asynchronous Transfer mode Networks

Kil Sung Han*, Chang-Suk Oh** *Regular Members*

요 약

ATM 망에서 트래픽 제어는 서비스 질을 향상 시키기 위한 방법으로 체증이 일어난 후에 처리하는 대응 제어와 체증이 일어나지 않게 미리 예방하는 예방 제어가 있는데 예방 제어가 바람직한 방법으로 호 레벨의 연결 수락 제어와 셀 레벨의 사용자 변수 제어, 망 변수 제어, 우선 순위 제어, 체증 제어가 있다.

특히 사용자 변수 제어는 최대 셀률이 망의 서비스 질에 대단히 영향이 있기 때문에 호 설정 단계에서 균집성 최대 셀률을 협정된 변수에 대한 최대 셀률로 제한하도록 요구되어 진다. 사용자 변수 제어에 의한 서비스 질 향상에 대한 방안은 ITU-T가 권장하는 가상 계획 알고리즘(VSA: Virtual Scheduling Algorithm)을 이용한 방법이 있다.

본 논문에서는 셀 지연 변이와 리키 버킷의 토큰 생성률을 고려한 가상 계획 제안 알고리즘(VSSA: Virtual Scheduling Suggested Algorithm)을 이용하여 사용자 변수 제어 감시점에서 준수 최대 셀률에 대한 위반 셀 확률과 고의적인 과잉 최대 셀률에 대한 위반 셀 확률을 감시하여 VSA와 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT(Virtual Scheduling Algorithm with No Tolerance)를 비교하였다.

입력 트래픽 신호원(Traffic Source)은 IPP(Interrupted Poisson Proces) 모델을 사용했고 VSSA를 이용한 사용자 변수 제어가 VSA와 VSANT를 이용한 사용자 변수 제어 보다 위반 셀 확률이 감소되어 서비스 질이 향상됨을 보였다.

ABSTRACT

In ATM networks there are two methods in traffic control as schemes advancing the quality of service. One is reactive control after congestion and the other which is generally recommended, is preventive control before conges-

*공군사관학교 전자공학과 교수
 **충북대학교 컴퓨터공학과 부교수
 論文番號:96006-0104
 接受日字:1996年 1月 4日

tion, including connection admission control on call level and usage parameter control, network parameter control, priority control and congestion control on cell level

In particular, usage parameter control is required for restricting the peak cell rate of bursty traffic to the parameter negotiated at call set-up phase since the peak cell rate significantly influences the network quality of service. The scheme for progressing quality of service by usage parameter control is the method using VSA(Virtual Scheduling Algorithm) recommended ITU-T.

The method using VSSA(Virtual Scheduling Suggested Algorithm) in this paper is suggested by considering cell delay variation and token rate of leaky bucket, compared VSA and VSANT(Virtual Scheduling Algorithm with No Tolerance) with VSSA which polices violated cell probability of conformed peak cell rate and intentionally excessive peak cell rate.

VSSA method using IPP(Interrupted Poisson Process) model of input traffic source showed more quality of service than VSA and VSANT methods as usage parameter control because the suggested method reduced the violated cell probability of conformed peak cell rate and intentionally excessive peak cell rate.

I. 서 론

광대역 종합 정보 통신망(Integrated Service Digital Network)은 음성 데이터 오디오 비디오 영상 화상등을 서비스하는 통합 통신으로 서비스의 다양화 광대역화 고속화가 요구된다. 이것을 위한 통신 전달 방식으로 ATM(Asynchronous Transfer Mode)이 표준화로 채택되었다.

통신 서비스들은 통신망 내에서 트래픽 형태로 나타나는데 정보 또는 메시지의 흐름을 말한다. ATM은 광대역 종합 정보 통신망을 구현하기 위하여 특수한 형태의 패킷형 전달 방식으로 일정한 크기를 갖는 패킷들의 연속적인 흐름 즉 ATM 셀에 의하여 정보가 전달된다. ATM은 다양한 트래픽 종류들을 수용하면서 사용자와 망이 요구하는 각종 성능을 만족 시키도록 해야 하며 이를 위하여 ATM 망은 트래픽 제어 능력을 제공해야 한다.

트래픽 제어는 트래픽 체증 제어로서 체증이 일어난 후에 처리하는 대응 제어 보다는 체증이 일어나지 않게 미리 예방하는 예방 제어가 더 바람직하다. 예방 제어가 추구하는 기본 목표는 서비스 질의 향상으로서 연결 수락 제어와 사용자 변수 제어가 있다. 사용자 변수 제어는 망이 사용자의 트래픽 량과 셀 경로 효율성의 측면에서 감시하고 조치하는 것으로서 사용자의 트래픽 변수가 호 설정시 협정했던 것이 잘 지켜지고 있는지의 여부를 감시하여 상용하는 조처

를 취하는 것이다.^[1,2,3]

따라서 ATM 망에서는 연결 수락 시에 협정된 변수가 잘 준수 되어야만 망 자원의 효율적인 공유와 관리가 이루어질 수 있고 기존에 수행중인 다른 연결들의 서비스 품질을 보장할 수 있으며 망의 체증 상태를 사전에 예방할 수 있다. 이와 같이 연결 수락 제어시 협정된 변수가 호 진행중에 잘 지켜지고 있는지를 항상 감시하는 기능이 사용자 변수 제어이다.^[4,5,6]

감시 기능으로서는 협정된 트래픽이 잘 준수되고 있는지를 감시하는 것과 고의적으로 위반한 셀을 감시하는 기능이 필요하다. 사용자 변수 제어가 이 기능을 잘 수행하지 못하면 전자는 트래픽 협정을 잘 준수하고 있는 셀에 대해 사용자 변수 제어가 위반 조치할 때의 예러가 발생할 것이며 후자에 대해서는 트래픽 협정을 위반한 셀에 대해 사용자 변수 제어가 적절한 위반 조치를 수행하지 못할 때의 예러가 발생할 것이다.^[7,8,9]

물론 셀 손실을 완전하게 예방할 수는 없으며 많은 연구 결과에 의하면 음성에 가까운 IPP(Interrupted Poisson Process) 형태의 트래픽은 10^{-3} 정도 데이터에 가까운 PP(Poisson Process) 형태의 트래픽은 10^{-6} 정도 비디오에 가까운 MMPP(Markov Modulated Poisson Process) 형태의 트래픽은 10^{-9} 정도의 셀 손실을 허용한다. 또한 트래픽의 부하나 최대 셀률(Peak Cell Rate) 값이 10% 정도 증가할 경우에 셀 손실률은 급격하게 변화되지 않는 것으로 분석되었고 이에 따르면 다른

연결의 서비스 품질에 미치는 에러의 허용치는 10^{-1} 정도 이내가 적당할 것으로 생각된다.

본 논문은 셀 지연 변이 토러런스와 리키 버킷의 토큰 룰의 한계치를 이용하여 VSSA를 제안 하였으며 ITU-T가 권고한 VSA와 VSANT 보다 위반 셀을 잘 감시하여 트래픽 감시 성능이 향상됨을 보였다. 이를 위한 논문의 구성은 서론에 이어 II 장에서는 입력 트래픽 신호원이 IPP의 추정 통계 과정으로 진행할 때 시간 지연과 셀 손실률을 보았으며 III 장에서는 셀 지연 변이 및 사용자 변수 제어 알고리즘을 분석하고 IV 장에서는 본 논문에서 제안한 방법에 대한 시뮬레이션 모델을 설정하고 V 장에서는 실험 결과 및 검토를 기술하고 VI 장에서는 결론을 맺는다.

II. IPP 트래픽 신호원 ^[10,11,12,13]

IPP 트래픽 신호원의 모델은 다음과 같다.

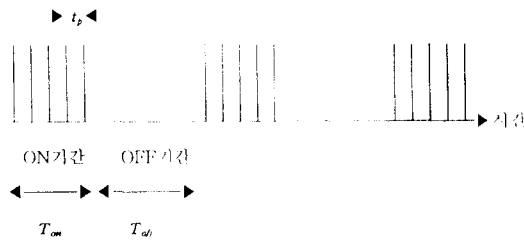


그림 1. IPP 모델
Fig. 1 IPP model

IPP 트래픽 신호원 모델에서 ON 지속 기간(T_{on})과 OFF 지속 기간(T_{off})은 각각 포아송 도착률 a_m 과 b_m 에 의하여 특성지어 진다. 이 지속 기간 동안 평균 값은 $1/a_m$ 과 $1/b_m$ 을 가지고 지수 함수적 확률로 분포되어 진다. 또한 최대 셀률은 ON 지속 기간 동안 $a_p (= 1/t_p)$ 로서 a_p/a_m 의 군집성을 갖는다. 셀은 ON 기간 동안 평균 셀 도착률 a_m 의 포아송 분포에 따라 생성되어 지고 OFF 기간 동안에는 어떤 셀도 생성되지 않는다.

이러므로 IPP 트래픽 신호원은 다음 변수들로 특성 지어진다.

- a_p : 트래픽 신호원이 ON 상태에 있을때 최대 셀률
- t_p : ON 상태의 최대 셀 지속 시간

T_{on} : ON 상태의 지속 시간

T_{off} : OFF 상태의 지속 시간

N 개의 트래픽 신호원이 다중화 될때 집합 셀 도착은 ON 상태에서 트래픽 신호원의 수에 의해 지배된다. 같은 N개의 트래픽 신호원들로부터 셀을 받는 유한한 용량을 가진 버퍼에서 하나의 신호원이 ON 상태일때 a_m 의 일정한 셀률로 데이터를 버퍼로 전달하고 OFF 상태에서는 어떤 데이터도 생성되지 않는다. 각 신호원의 평균 셀률은 식(1)과 같다.

$$a_m = a_p \cdot \frac{T_{on}}{T_{on} + T_{off}} \quad (1)$$

군집성은 식(2)와 같다.

$$B = \frac{a_p}{a_m} \quad (2)$$

버퍼가 비어있지 않을때 버퍼로부터 출력률을 a_o 라 하고 i개의 신호원이 ON 상태에 있을때 버퍼의 순간 변화률은 $i \cdot a_p - a_o$ 이다. 각 신호원에 대한 버퍼 크기를 M이라 할때 버퍼의 용량은 $M \cdot N$ 개의 셀로서 나타낼 수 있다. 버퍼의 출력선에서 이용률 ρ_b 는 식(3)과 같다.

$$\rho_b = N \cdot \frac{a_m}{a_o} = \frac{a_p}{a_o} \cdot \frac{T_{on}}{T_{on} + T_{off}} \quad (3)$$

안정 상태의 시스템에서 이용률은 1보다 작다.

위와 같은 가정들을 가지고 IPP 모델에서 각각 $i = 0, 1, 2, \dots, N$ 에 대하여 i개가 ON이고 버퍼의 양이 x 셀을 초과하지 않을때 확률 $F_i(x)$ 는 다음과 같다.

$$F_i(x) = \binom{N}{i} \left(\frac{T_{on}}{T_{on} + T_{off}} \right)^i \left(\frac{T_{off}}{T_{on} + T_{off}} \right)^{N-i}, \quad 0 \leq i \leq N \quad (4)$$

여기서 $\frac{1/T_{on}}{1/T_{on} + 1/T_{off}}$ 은 i개의 셀이 슬롯에 도착할 확률이다.

셀 손실률 p_{loss} 는 손실 셀수를 N개의 신호원으로부터 전달된 셀의 총수로 나누므로 구할 수 있다. 트래픽 신호원들은 동일하다고 가정하였기 때문에 이것은 또한 각 트래픽 신호원에 대한 셀 손실률도 된다.

다. 단위 시간당 통과된 셀의 평균 수는 $a_p \cdot N \cdot T_{on}/(T_{on} + T_{off})$ 이고 손실률은 $i \cdot a_p > a_0$ 일때만 가능하므로 단위 시간당 손실된 셀의 수는 $\sum_{i=c}^N (i \cdot a_p > a_0) u_i$ 이다. 여기서 c 는 a_0/a_p 와 같거나 큰 수중 가장 작은 정수이고 u_i 는 i 개의 신호원이 ON 상태에 있을때 확률이다. 따라서 셀 손실률은 식(5)와 같고 식(3)에서 a_0 를 통한 이용률 ρ_b 에 의존한다.

$$P_{loss} = \frac{\sum_{i=c}^N (i \cdot a_p - a_0) \cdot u_i}{N \cdot a_p \left(\frac{T_{on}}{T_{on} + T_{off}} \right)} \quad (5)$$

버퍼 크기 $M \cdot N$ 에서 발생한 최대 지연은 식(6)과 같으며 이것이 램덤 셀 지연 성분이다.

$$t_{\infty} = (M \cdot N) / a_0 \\ = (M \cdot B \cdot \rho) / a_p \quad (6)$$

버퍼 크기 M , 버킷 크기 BS , 토큰 생성률 R , 트래픽 신호원이 ON 상태에 있을때 확률 밀도 함수 즉 트래픽 신호원의 이용률은

$$f_{on} = \frac{a_m}{a_p} \quad (7)$$

이고, OFF 상태의 확률 밀도 함수는

$$f_{off} = 1 - \frac{a_m}{a_p} \quad (8)$$

이다. 또한 리키 버킷 이용률 ρ_l 은 다음과 같이 정의한다.

$$\rho_l = \frac{a_m}{R} \quad (9)$$

토큰 생성률이 트래픽의 최대 셀률보다 클때 어떤 셀도 폐기되지 않는다. 토큰 생성률이 트래픽의 최대 셀률보다 작을때 ρ 가 f_{on} 보다 크게된다.

III. 셀 지연 변이 및 사용자 변수 제어 알고리즘의 성능 평가 기준

3.1 셀 지연 변이^[14,15]

ATM 망에서 가상 연결로 전송되는 셀은 램덤 지연을 가진다. 사용자와 망 감시점 사이에서 발생하는 셀 지연 변이는 트래픽 제어에서 가장 중요한 변수이다. 셀 지연은 코딩 지연, 셀 구축 지연, 전파 지연, 노드 큐잉 지연등 여러 요인에서 발생되며 이와같은 램덤 지연은 초기의 셀 흐름에 대한 구조를 변화시킨다. 그러므로 가상 연결로 전송되는 셀들은 초기에는 협정된 규칙대로 잘 전송되지만 몇번의 다중화 단계를 지난후 셀 흐름은 추정 통계적 셀 흐름으로 바뀐다. 이와같이 셀 흐름의 초기 시간 구조는 ATM 망을 통과할때 일반적으로 변화 되어서인데 이 현상을 셀 지연 변이라고 한다.

이러한 셀 지연 변이는 망에 영향을 주는데 특히 종단 사용자 단말에서 최대 셀률 제어에 대한 영향과 AAL(ATM Adaptation Layer)에 대한 영향은 대단히 중요하며 사용자 변수 제어에서의 셀 지연 변이가 최대 셀률 제어에 어떤 영향을 주는가는 많은 연구가 있어 왔다. 이 연구의 중요 내용은 초기의 트래픽 신호원의 최대 셀률이 얼마의 셀 지연 변이 안에 있어야 사용자의 서비스 질에 영향을 미치지 않는가 하는 내용이다.

두 셀의 최대 셀 지속 시간을 t_p 라 할 때 셀 지연 변이로 인하여 트래픽 신호원으로부터 전송 되는 최대 셀 도착 시간이 협정된 셀 즉 가상 계획 최대 셀 도착 시간 보다 빠를 때 clumping 영향이라 하고 늦을 때 dispersion 영향이라 한다.

최대 셀 지속 시간이 t_p 인 n 개의 셀이 사용자-망 접면에 도착하기 전에 사용자 장치, 다중화 단계, 망등의 시스템에서 총 지연 시간 t_n 은 식(10)과 같다.

$$t_n = D + W_n \quad (10)$$

여기서 D 는 전파 지연이나 망 요소의 프로세싱 과정에서 발생하는 예상되는 지연 시간으로 그 시간을 미리 조정할 수 있지만 W_n 은 음수가 아닌 램덤 지연 성분으로서 stationary하고 ergodic하다고 가정하면 사용자-망 접면에서 n 개의 셀 도착 시간은 식(11)과 같다.

$$t_n = n t_p + W_n \quad (11)$$

셀 지연 번이로서 생기는 두 연속적인 셀 사이의 시간에 대한 측정은 한 트래픽 신호원의 실제의 최대 셀률을 추정하는데는 충분하지 않다. 이것이 사용자 변수 제어에서 최대 셀률 제어를 하는데 어렵게 한다. 트래픽 신호원이 초기에 협정된 대로 잘 준수된다 할지라도 연결시 최대 셀률이 순간적으로 협정된 최대 셀률보다 더 클 수 있기 때문에 셀 지연 번이 특히 clumping 영향을 허용해야만 한다.

여기서 최대 셀률 제어를 수행하는 리키 버킷 경우를 고려하면 트래픽 신호원이 잘 준수되고 셀의 램덤 지연 W_n 의 W_{min} , W_{max} 가 10^{-10} -quantiles이라 하면 W_n 은 식(12)와 같이 정의된다.

$$Pr[W_n > W_{max}] \sim 10^{-10}, Pr[W_n < W_{min}] \sim 10^{-10} \quad (12)$$

가입자 회선에서 발생하는 셀 지연 번이는 망에 제공되는 실제 트래픽 특성을 예측하는데 방해가 된다. 즉 트래픽 신호원은 연결 설정 시기에 협정된 트래픽 변수에 잘 순응하지만 셀 지연 번이에 의한 협정 변수의 변화는 서비스의 질을 저하시킨다. 셀 지연 번이 토러런스 τ 는 다음과 같이 정의된다.

$$\tau = W_{max} - W_{min} \quad (13)$$

여기서 W_{max} , W_{min} 은 각각 최대 및 최소 램덤 지연 성분이다. 리키 버킷의 경우에 위반 트래픽의 투명성은 대단히 낮은 셀 손실률, 즉 10^{-10} 을 달성 하는데 있다.

3.2 사용자 변수 제어 알고리즘의 성능 평가 기준

사용자 변수 제어 알고리즘이 요구하는 기본 사항은 다음과 같다.

- 응답 시간: 기준 조건하에서 ATM 연결이 협정된 트래픽 변수의 값을 위반한 값을 검출하는데 걸리는 시간으로 위반 트래픽을 제어하기 위하여 빨리 대응 하여야만 한다.
- 정확성: 협정된 트래픽 원에 대한 위반 여부를 정확하게 검출할 수 있는 능력을 말하며 준수 트래픽 원은 적은 셀 손실을 겪어야 한다.
- 단순성: 실제 알고리즘 구현이 복잡하지 않아야 하며 하드웨어 크기가 작아야 한다.
- 경계성: 협정 변수와 감시 변수 사이의 차이는 가

능한 작계 유지되어야 하고 경계의 범위는 합당한 연결이 되도록 투명성이 보장되어야 한다.

- 신뢰성: 사용자 변수 제어의 알고리즘은 위반 셀의 허용 범위에 대하여 신뢰성이 있어야 한다.

많은 사용자 변수 제어 알고리즘들이 위에 열거한 요구 조건들을 고려해서 제안 되어진다. 그러나 그들의 대부분은 셀 지연 번이를 고려하지 않고 셀 감시 알고리즘을 선택한다. 이러므로 셀이 준수 되었다 할지라도 그것은 셀 지연 번이 때문에 위반 트래픽 셀로서 결정되어 질 수도 있다. 따라서 협정된 트래픽 변수 값에 대한 위반 사항을 효과적으로 제어할 수 있어야 하며 사용자 변수 제어가 협정된 트래픽 기술자를 준수하는 셀들에 대해 위반 조치를 할때의 예러와 사용자 변수 제어가 트래픽 협정을 위반한 셀에 대해 적절한 조치나 검출하지 못할 때의 예러를 잘 감시 하여야 한다. 이들의 예러는 그림 2와 같다.

사용자 변수 제어 알고리즘은 협정된 트래픽 신호원에 대한 위반 여부를 정확하게 검출할 수 있는 능력이 있어야 하며 준수 트래픽 신호원은 적은 셀 손실을 겪어야 한다. 이 능력이 정확성의 투명성에 대한 성능 평가로서 중요한 요소이며 사용자 변수 제어 알고리즘에 반드시 고려되어야 한다.

이 정확성의 투명성에 대한 평가는 그림 2에 표시되어 있는 것과 같이 준수 셀 예러와 과잉 셀 예러에 대한 것으로 정확한 정의는 많은 논란이 있으나 일반적으로 준수 셀 예러는 사용자 변수 제어가 협정된 트래픽 기술자를 준수하는 셀들에 대해 위반 조치를

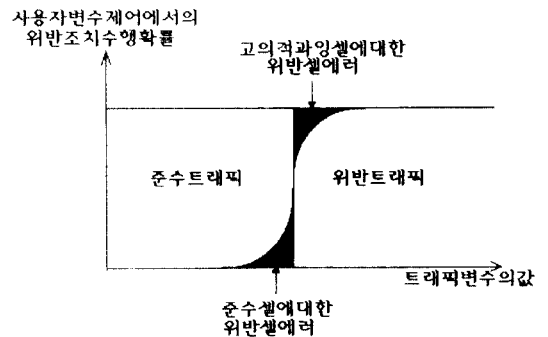


그림 2. 사용자 변수 제어 알고리즘에서 감시할 예러
Fig. 2 Policing error in usage parameter control algorithm

할 때의 에러이고, 과잉 셀 에러는 사용자 변수 제어가 트래픽 협정을 위반한 셀에 대해 적절한 조치나 검출하지 못할 때의 에러이다.

협정된 변수 값을 모두 준수하는 트래픽의 셀이 사용자 변수 제어에 의하여 위반 셀로 표시 될때 발생하는 에러는 준수 트래픽에 대한 사용자 변수 제어의 위반 셀 표시 룰로 평가할 수 있으며 준수 트래픽의 총 셀수에 대한 사용자 변수 제어에 의해 표시된 셀 수로서 나타낼 수 있다. 또한 트래픽의 위반 셀을 감시하지 못할때 에러는 평균 셀률과 최대 셀률 관점에서 위반 률을 감시 해야 한다.

IV. 시뮬레이션 모델^[16,17]

4.1 VSSA의 트래픽 신호원

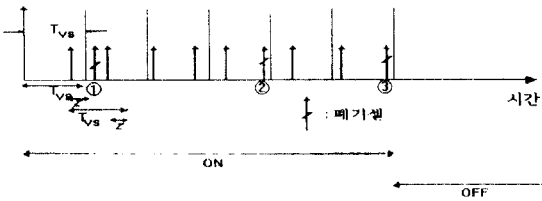


그림 3. VSSA의 트래픽 신호원
Fig. 3 Traffic source of VSSA

위의 트래픽 신호원의 T_{vs} 는 협정된 가상 계획의 최대 셀 지속 시간이고 τ 는 셀 지연 변이 톨러런스이다. 여기서 셀 지연 변이 톨러런스는 트래픽 신호원으로부터 전송되는 최대 셀 도착 시간이 협정된 셀 즉 가상 계획 최대 셀 도착 시간보다 빠를 때의 허용 한계로 정의하였으며 리키 버킷의 톨러런스를 임계치는 1로 한정하였다. 때문에 ①은 셀 지연 변이 톨러런스를 벗어나므로 폐기된 셀이고, ②, ③은 리키 버킷의 톨러런스의 한계치를 넘었기 때문에 폐기되는 셀이다. 또한 ON지속 기간의 시간 T_{on} 과 OFF지속 기간의 시간 T_{off} 를 각각 126ms와 232ms로 정하였다.

VSSA는 가상 계획 구역(Virtual Scheduling Block)과 균집성 감시 구역(Burst Policing Block)으로 구성되어 있다. 가상 계획 구역은 연결 수락시 트래픽 변수들을 변화시키는 셀 지연 변이를 조절하는 동안 최대 셀률 값을 정확하게 조정한다. 그리고 균집성 감

시 구역은 협상된 최대 셀 지속 시간에서 셀 지연 변이 톨러런스를 허용하는 균집성 셀 흐름을 제어한다.

셀이 도착될 예정 시간을 가상 계획 시간(Virtual Scheduling Time)이라 하면 가상 계획 시간은 마지막으로 수락된 셀 도착 시간에 최대 셀 지속 시간을 더한 시간이다. 이 시간을 기준으로 다음 사항들을 조사할 수 있는 알고리즘이 요구된다.

- 가상 계획 시간에 셀이 도착 했는지 조사한다.
- 셀 도착 시간이 가상 계획 시간보다 크거나 같을 때 도착 셀을 준수 셀로서 정하고 가상 계획 시간을 가장 최근의 시간으로 조정한다.
- 셀 도착 시간이 가상 계획 시간보다 적을때 그 셀이 셀 지연 변이 톨러런스를 초과한지의 여부를 조사한다.
- 셀 도착 시간이 가상 계획 시간에서 셀 지연 변이 톨러런스를 뺀 시간보다 적을 때 위반 셀로 간주하고 폐기한다.
- 셀이 가상 계획 시간에서 셀 지연 변이 톨러런스를 뺀 시간과 가상 계획 시간 사이에 도착 했으면 준수 셀로 정한다.

감시를 더 잘하기 위하여 셀 지연 변이 톨러런스에 의한 균집성 셀 흐름 제어 뿐만 아니라 리키 버킷 방법에 의하여 알고리즘을 보완한다.

- 셀 도착 시간이 가상 계획 시간에서 셀 지연 변이 톨러런스를 뺀 시간과 가상 계획 시간 사이에 있을때 준수 셀로서 간주하며 알고리즘은 버킷 카운터를 하나씩 증가시킨다.
- 버킷 카운터가 버킷의 한계치가 되면 그 셀은 위반 셀로 정하고 폐기한다.
- 버킷 카운터는 톨러런스를 하나씩 감소하고 톨러런스는 협정 최대 셀률과 같은 룰로 정한다.

제한된 알고리즘은 마지막 준수 셀 도착 시간으로부터 새로운 가상 계획 시간을 계산하기 때문에 clumping에 대한 감시 또는 under-policing이 이루어지고 또한 리키 버킷의 톨러런스를 이용한 알고리즘은 이것을 개선시키는데 사용되어 진다. 사용자 변수 제어의 단순성을 위하여 리키 버킷의 톨러런스는 협정 최대 셀률과 같은 룰로 가정했고 리키 버킷 톨러런스의 임계치는 1로 한정했다.

4.2 하드웨어 실현 구조 분석

VSSA를 실현 시키기 위한 사용자 변수 제어 구조는 연결 지시기, 위반 셀 제어기, 결정 제어기로 구성된다. 이들은 여러가지 정보를 제공하는 상태 테이블에 따라 준수셀과 위반 셀을 판단한다. 상태 테이블의 정보는 프래그(F), 셀의 마지막 도착 시간(LAT), 셀의 도착 간격 시간 계산치(ITCV), 셀 지연 변이(CDV), 최소 셀 도착 간격 시간(MIT), 버킷의 임계치(TB), 버킷 계산치(BCV)이다. 연결 지시기는 새로 도착한 셀의 가상 채널 식별 번호의 값을 알아내고 결정 제어기는 상태 테이블에 따라 셀이 준수되는지 위배되는지를 결정한다. 위반 셀 제어기는 결정 제어기의 도움으로 위반 셀을 폐기한다. 상태 테이블은 셀이 도착할 때 마다 감시에 필요한 정보를 보관하고 있어야 하며 셀의 감시가 끝난 다음에는 반드시 가장 새로운 것으로 조정 되어야 한다. 하나의 셀이 도착할 때 연결 지시기는 가상 채널 식별 번호와 일치하는지 알아보고 결정 제어기는 상태 테이블 정보를 사용하여 최대 셀률의 위반 여부를 결정하고 가장 새로운 것으로 조정한다. 셀이 준수되면 ATM 스위치로 들어가고 위배되면 폐기된다.

하드웨어 실현 구조를 간단히 하기 위하여 감시 변수를 실제 셀률(Actual Cell Rate)과 빈 셀률(Empty Cell Rate)를 사용한다. 협정된 최대 셀률이 회선 용량의 반 이상이면 빈 셀률의 셀 도착 간격 시간을 감시하고 협정된 최대 셀률이 회선 용량의 반 이하이면 실제 셀률의 셀 도착 간격 시간을 감시하므로 위반 셀을 감시할 수 있다. 상태 테이블의 프래그 비트는 최대 셀률이 회선 속도의 반이상인지 이하인지를 지

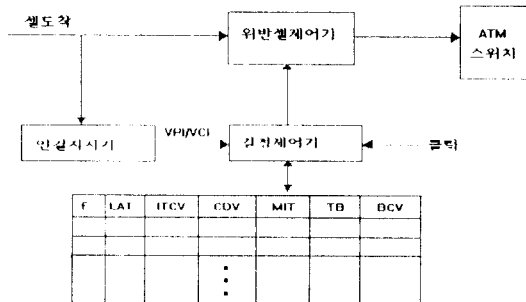


그림 4. 하드웨어 실현을 위한 사용자 변수 제어 구조
Fig. 4 UPC structure for hardware implementation

시하는데 사용되어 진다.

4.3 트래픽 신호원 모델

입력 트래픽 신호원 시뮬레이션 모델은 다음과 같다.

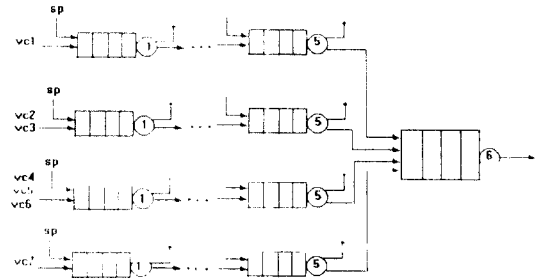


그림 5. 입력 트래픽 신호원 모델
Fig. 5 Input traffic source model

ATM 트래픽 신호원은 최대 셀 지속 시간을 가진 주기적인 셀을 발생한다. 사용자 변수 제어 지점에 도착하기 전에 n개의 셀은 시스템에서 총 시간 $D + W_n$ 이 지연 된다. D 지연 시간은 연결 설정시 셀의 전송 및 망 요소의 프로세싱 과정에서 생기는 지연 시간이므로 셀의 초기 상태를 조정할 수 있는 무시할 수 있는 지연 시간이다. 그러나 W_n 은 추정 통계 과정을 통한 램덤 지연 성분이고 stationary하고 ergodic하다고 가정하면 사용자 변수 제어 지점에서 n번째의 셀의 도착 시간은 $nt_p + W_n$ 이고 t_p 는 최대 셀 지속 시간이다.

위의 모델에서 7개의 주기적인 가상 트래픽 연결들이 각각 6개의 FIFO(First In First Out) 큐로 전송된다. 이들이 각각 IPP의 셀 도착 프로세스에 기인되어 셀 지연 변이가 발생 된다고 하고 서비스 시간은 일정하며 한 셀이 통과하는 시간과 같다고 가정한다. 가상 트래픽 연결수 i개는 각각 최대 셀 지속 시간 t_{p_i} 를 가진다. $t_{p_1} = 4, t_{p_2} = 10, t_{p_3} = 18, t_{p_4} = 16, t_{p_5} = 20, t_{p_6} = 12$ 와 $t_{p_7} = 5$ 의 최대 셀 지속 시간을 각각 갖으며 각 큐의 이용률을 0.8이라 가정하고 또한 IPP 트래픽 신호원의 T_{on} 과 T_{off} 지속 시간을 각각 126ms와 232ms로 가정하였다.

V. 결과 및 검토

그림 6의 셀 간격의 최대 속도 지속 시간에 대한 확

를 밀도 함수 분포로부터 셀 지연 변이 토러런스를 식(13)으로부터 지수값이 3일때 18로 정할 수 있음을 알 수 있다.

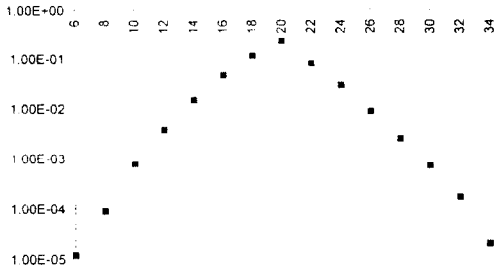


그림 6. 최대 속도 셀 지속 시간에 대한 확률 밀도 함수.
Fig. 6 Probability density function of the cell interarrival time for peak emission period

그림 7에서 준수 트래픽에 대한 셀 지연 변이 토러런스 변화에 따른 위반 셀 감시 확률을 보였다. 이 결과로부터 셀 지연 변이 경계가 알고리즘 성능에 영향이 있음을 알 수 있다. 또한 셀 지연 변이 경계에 따른 세 개의 사용자 변수 제어 알고리즘 즉 이 논문에서 제안한 VSSA 알고리즘, ITU-T에서 권장하는 VSA 알고리즘, 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT 알고리즘의 위반 셀 감시 성능이 비교 되었다. 이것으로부터 선택된 셀 지연 변이 경계보다 더 작은 값일 수록 위반 셀 감시 확률이 작음을 알 수 있다. 또한 셀 지연 변이 경계가 큰 값이 작은 값보다 위반 셀 확률이 작음을 알 수 있다. 이것은 VSSA의 다음 가상 도착 시간이 수락 셀의 실제 도착 시간 부터 시작하기 때문이고 이와는 다르게 VSA의 다음 가상 도착 시간은 마지막 가상 도착 시간과 같거나 보다 큰 시간부터 항상 시작하기 때문이다. 이것은 VSSA 방법이 셀 지연 변이 때문에 셀 clumping 영향을 잘 보상한다는 것을 의미한다.

그림 8은 고의적으로 협상 트래픽 변수를 초과하는 트래픽 신호원의 위반에 대한 감시 확률을 보인 것이다. 이것으로부터 VSSA가 초과해서 도착한 트래픽에 대하여 잘 감시하는 것을 보여준다. 이것은 VSSA가 셀 지연 변이를 잘 적용하기 위하여 가상 계획 시간을 사용한 것 같이 군집성 트래픽의 연속적인 도착 셀을 감시하는 리키 룰의 알고리즘을 사용했기 때문이다.

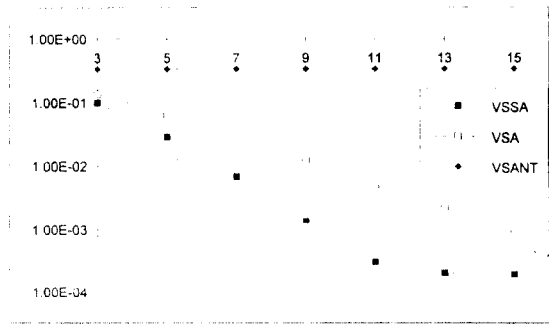


그림 7. 준수 셀에 대한 셀 지연 변이의 변화에 따른 위반 셀 감시 확률
Fig. 7 Violation cell policing probability by variation of CDV for conforming traffic

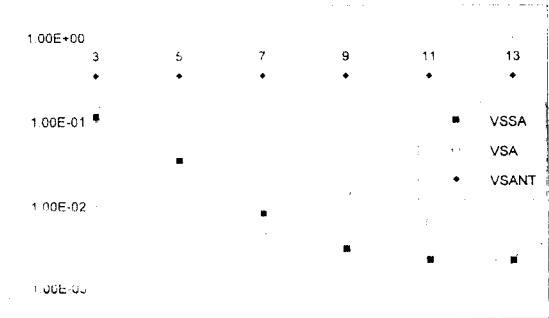


그림 8. 고의적 과잉 셀에 대한 셀 지연 변이의 변화에 따른 위반 셀 감시 확률
Fig. 8 Violation cell policing probability by variation of CDV for intentionally excessive cell

VSSA의 알고리즘은 리키 버킷 토큰 룰의 한계치의 값을 1로 놓았기 때문에 최대 셀를 지속 시간안에 단지 하나의 셀을 받아 들인다. 이것은 VSSA가 셀 지연 변이를 허락하는 동안 군집성 셀을 적당하게 제한함을 의미한다.

트래픽 신호원의 군집성에 따라 셀 지연 변이 토러런스와 리키 버킷에서의 토큰 룰을 조절하여 사용자 변수 제어에서의 위반 셀에 대한 감시를 수행할 수 있다.

셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT 알고리즘과 비교해서 VSSA 알고리즘은 셀 지연 변이 때문에 셀 clumping 영향을 잘 조절할 수 있기 때문에 준수 셀을 위반 셀로 잘못 결정하는 위반 셀 감시 확률을 개

선 하였다. 즉 VSSA 알고리즘이 준수 셀을 위반 셀로 잘못 감시할 상황을 개선하였다.

그리고 VSSA 알고리즘은 협정 트래픽 변수에 대하여 고의적인 과잉 트래픽이 발생 했을때 이 위반된 과잉 트래픽을 잘 감시함을 알 수 있다. 이따므로 이 논문에서 제안한 알고리즘이 셀 지연 변이를 고려한 최대 셀률에 대하여 정확한 감시를 하며 같은 셀 지연 변이 토러런스 값하에 VSA보다 군집성 트래픽을 더 정확하게 감시함을 알 수 있다.

VI. 결 론

이 논문에서 셀 지연 변이 토러런스와 리키 버킷의 토큰 률을 고려한 VSSA 알고리즘을 제안하여 ITU-T 에서 권장하는 VSA와 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT 알고리즘과 비교하여 최대 셀률을 가진 협정 트래픽을 위반 셀 트래픽으로 감시할 확률과 고의적인 과잉 트래픽에 대한 위반 셀 감시 확률을 개선 했다. 이것은 준수 셀을 위반 셀로 잘못 감시하는 것과 고의적인 초과 셀에 대한 위반 셀 감시 확률을 개선 한것이다.

VSA를 이용한 사용자 변수 제어 방법은 협정된 최대 셀 지속 시간을 가상 계획 시간으로 정하여 그것 으로부터 셀 지연 변이 토러런스를 이용한 under-policing 방법으로 위반 셀 확률을 낮추는 방안이다.

VSSA를 이용한 사용자 변수 제어 방안은 실제 도착한 최대 셀 지연 시간을 가상 계획 시간으로 정하고 clumping된 셀 지연 변이 토러런스와 리키 버킷의 토큰 률 임계치를 설정하여 위반 셀 확률을 줄이는 방안으로 실험 결과에서 처럼 VSA를 사용한 방법보다 위반 셀 감시 확률을 개선하였다.

또한 VSSA 알고리즘을 이용한 사용자 변수 제어가 셀 지연 변이를 고려한 최대 셀률에 대한 정확한 감시와 군집성 트래픽에 대한 위반 셀을 잘 감시함을 보인 것으로 VSSA 알고리즘이 사용자 변수 제어 알고리즘을 진일보 개선한 알고리즘임을 입증하였다.

참 고 문 헌

1. ITU-T Recommendation I.371, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," Frozen Is-

sue-Paris, Mar. 1995.

2. ATM Forum Technical Committee, "Traffic Management," Raleigh, NC. Mar. 1994.
3. D. Hong, T. Suda, and J. Bae, "Survey of Technique for Prevention and Control of Congestion in an ATM Network," Proceeding of ICC, pp. 204-210, 1991.
4. G.M.Woodruff and R.Kositpaiboon, "Multimedia Traffic Management Principles for Guaranteed ATM Network Performance," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 8, no. 3, Apr. 1990.
5. S. Yazid and H. T. Mouftah, "Congestion Control Methods for B-ISDN," IEEE Commun. Mag. pp. 42-47, July 1992.
6. P.E.Boyer, F. Guillemin, M.J. Serval and J.P. Cou-dreuse, "Spacing Cells Protects and Enhances Util-ization of ATM Network Links," IEEE Network pp. 38-49, sep. 1992.
7. B. Lague, C. Rosenberg and F. Guillemin, "A Generalization of Some Policing Mechanisms," Pro-ceeding of INFOCOM, pp. 767-775, 1992.
8. E. Rathgeb, "Modeling and Performance Compari-son of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 9, no. 3, pp. 325-334, Apr. 1991.
9. K. Shimokoshi, "Evaluation of Policing Mechan-isms for ATM Networks," IEICE Trans. Commun. vol. E76-B, no. 10, Nov. 1993.
10. 노병희외 3, "Traffic Source Modeling in ATM Networks," 통신학회 91 추계학술발표 논문집, pp. 192-195.
11. Efstathios D. Sykas, et al, "Mathematical Tools for Analysis of ATM System," ITC-13, Copen-hagen, Denmark, pp. 781-786.
12. Smith, W.L. 1959, "On The Cumulants of Re-newal Process," Biometrika 46.
13. H. Hefes and D.M.Lucantoni, "A Markov Mo-dulated Characterization of Packetized Voice and Data Traffic and Related Statistical Multiplexer Performance," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. SAC-4, No. 6, Sep. 1986.

14. F. Guillemin and W. Monin, "Manegement of Cell Delay Variation in ATM Networks," Globecom '92, pp. 128-132, 1992.
15. N. Yamanaka, Y.Sato and K. Sato, "Usage Parameter Control and Bandwidth Allocation Methods considering Cell Delay Variation in ATM Networks," IEEE Trans. Commun., vol. E76-B, No. 3, Mar. 1993.
16. H. S. Park and J. K. Kim, "Policing and Spacing of Multiplexed ATM Traffic," IEICE Trans. Commun., vol. E77-B, No. 9, Sep. 1994.
17. X. Wu, L. Lambadaris, H. Lee and A. R. Kaye, "A Comparative Study of Some Leaky Bucket Network Access Schemes," IEEE Globecom pp. 1586-1591, 1994.



한 길 성(Kil Sung Han) 정회원
 1972년 2월:공군사관학교(이학사)
 1977년 2월:서울대학교 전자공학과(공학사)
 1981년 7월:서울대학교 대학원 전자공학과(공학석사)
 1984년 7월~1987년 6월:Politechnic Institute of New York(박사과정수료)

1996년 7월:충북대학교 컴퓨터공학과(공학박사)
 1977년 3월~현재:공군사관학교 전자공학과 교수
 ※주관심분야:정보통신, 컴퓨터 네트워크, 디지털 전송 및 신호처리



오 창 석(Chang-Suk Oh) 정회원
 1974년 3월~1978년 2월:연세대학교 전자공학(공학사)
 1978년 3월~1980년 2월:연세대학교 대학원 광통신(공학석사)
 1980년 3월~1988년 8월:연세대학교 대학원 광통신(공학박사)

1982년 12월~1984년 9월:전자통신연구소 연구원
 1985년 3월~현재:충북대학교 컴퓨터공학과 부교수
 1990년 12월~1991년 12월:미국 Stanford 대학교 객원교수
 ※주관심분야:Computer Network, Neuro-computer, Data Communication