

論文96-33A-11-12

ATM망에서 MMPP 트래픽 신호원에 대한 사용 상황 감시 제어의 성능 개선

(Performance Improvement of Usage Parameter Control for MMPP Traffic Sources in ATM Networks)

韓吉成*, 吳昌錫**

(Kil-Sung Han and Chang-Suk Oh)

요 약

본 논문에서는 셀 지연 변이와 리키 버킷의 토큰 생성률을 고려한 가상 계획 제안 알고리즘(Virtual Scheduling Suggested Algorithm : VSSA)을 이용하여 사용자 변수 제어 감시점에서 준수 최대 셀률에 대한 위반 셀 확률과 고의적인 과잉 최대 셀률을 감시하여 Virtual Scheduling Algorithm(VSA)와 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT(Virtual Scheduling Algorithm with No Tolerance)를 비교하였다. 결과로 VSSA를 이용한 사용자 변수 제어가 VSA와 VSANT를 이용한 사용자 변수 제어보다 준수 셀에 대한 위반 셀 확률과 고의적 과잉 셀에 대한 위반 셀 확률이 감소되어 서비스 품질이 향상되었다.

Abstract

In this paper, the method using Virtual Scheduling Suggested Algorithm(VSSA) is suggested by considering cell delay variation and token rate of leaky bucket. This method is compared with Virtual Scheduling Algorithm(VSA) and Virtual Scheduling Algorithm with No Tolerance(VSANT) in terms of violated cell probability of conformed peak cell rate and intentionally excessive peak cell rate. As a result, the research shows that the usage parameter control using VSSA makes quality of service better than the usage parameter control using VSA or VSANT does because the suggested method reduces 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 다양하고 넓고 빠른 서비스의 욕구를 하나의 통신망으로 통합할 수 있도록 ATM(Asyn-

chronous Transfer Mode)을 표준화도 채택하였다. ATM은 광대역 종합 정보 통신망을 구현하기 위하여 특수한 형태의 패킷형 전달방식으로 일정한 크기를 갖는 패킷들의 연속적인 흐름 즉 ATM 셀에 의하여 정보가 전달된다.¹¹⁾

ATM은 다양한 트래픽 종류들을 수용하면서 사용자와 망이 요구하는 각종 성능을 만족시키도록 해야 하며 이를 위하여 ATM 망은 트래픽 제어 능력을 제공해야 한다. 트래픽 제어는 트래픽의 체증 제어로서 체증이 일어난 후에 처리하는 대응 제어보다는 체증이 일어나지 않게 미리 예방하는 예방 제어가 더 바람직

* 正會員, 空軍士官學校 電子工學科
(Air Force Academy, Dept. of Elec. Eng.)

** 正會員, 忠北大學校 컴퓨터工學科
(Chungbuk Nat'l Univ., Dept. of computer Eng.)
接受日字: 1996年1月4日, 수정완료일: 1996年11月12日

하다. 예방 제어가 추구하는 기본 목표는 서비스 품질의 향상으로서 연결 수락 제어와 사용자 변수 제어가 있다. 사용자 변수 제어는 망이 사용자의 트래픽 량과 셀 경로 유효성의 측면에서 감시하고 조치하는 것으로서 사용자의 트래픽 변수가 호 설정시 협상했던 것이 잘 지켜지고 있는지의 여부를 감시하여 상응하는 조치를 취하는 것이다. 따라서 ATM 망에서는 연결 수락 제어시에 협상된 변수가 잘 준수되어야만 망 자원의 효율적인 공유와 관리가 이루어질 수 있고 기존에 수행중인 다른 연결들의 서비스 품질도 보장할 수 있으며 망의 체증 상태를 사전에 예방할 수 있다. 이와같이 연결 수락 제어시 협상된 변수가 호 진행중에 잘 지켜지고 있는지를 항시 감시하는 기능이 사용자 변수 제어이다.^[2,7]

특히 호 수락 연결시 감시할 트래픽 변수로 최대 셀룰만인 ITU-T에 의하여 표준화되었다. 따라서 사용자 변수 제어는 적어도 최대 셀룰만은 감시해야 한다. 사용자 변수 제어는 최대 셀룰이 망의 서비스 품질에 대단히 영향이 있기 때문에 호 설정 단계에서 균집성 최대 셀룰을 협상된 변수에 대한 최대 셀룰로 제한하도록 요구되어진다. 사용자 변수 제어에 의한 서비스 품질 향상에 대한 방안은 ITU-T가 권장하는 VSA를 이용한 방법이 있다.^[2,3]

감시 기능으로서 협상된 트래픽이 잘 준수되고 있는지를 감시하는 것과 고의적으로 위반한 셀을 감시하는 기능이 필요하다. 사용자 변수 제어가 이 기능을 잘 수행하지 못하면 전자는 트래픽 협상을 잘 준수하고 있는 셀에 대해 사용자 변수 제어가 위반 조치할 때의 에러가 발생할 것이며 후자에 대해서는 트래픽 협상을 위반한 셀에 대해 사용자 변수 제어가 적절한 위반 조치를 수행하지 못할 때의 에러가 발생할 것이다. 물론 셀 손실을 완전하게 예방할 수는 없으며 많은 연구 결과에 의하면 음성에 가까운 IPP형태의 트래픽은 10^{-3} 정도, 데이터에 가까운 PP형태의 트래픽은 10^{-6} 정도, 비디오에 가까운 MMPP 형태의 트래픽은 10^{-9} 정도의 셀 손실을 허용한다. 또한 트래픽의 부하나 최대 셀룰 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.^[8-10]

본 논문에서는 사용자 변수 제어로서 셀 지연 변이

허용 한계와 리키 버킷의 토큰률의 임계치를 이용하여 VSSA를 제안하였으며, ITU-T에서 추천한 VSA와 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT보다 위반 셀을 잘 감시하여 트래픽 성능이 향상됨을 보였다. 이는 VSA는 가상 계획 시간을 최대 셀 지속 시간으로 협상하여 다음의 최대 셀룰의 도착 시간을 가상 계획 시간으로 정한 것에 비하여 VSSA는 최대 셀룰의 실제 도착 시간을 가상 계획 시간으로 협상하여 셀 지연 변이 허용 한계를 고려하였으며 또한 최대 셀룰의 정확한 감시를 위하여 버킷의 토큰률 임계치를 설정하여 엄밀한 트래픽 감시를 할 수 있도록 사용자 변수 제어 알고리즘을 제안하였다. 본 논문의 구성은 서론에 이어 II장에서는 VSSA의 고려 사항을 논하였고 III장에서는 제안한 VSSA 알고리즘을 상세히 기술하였으며 IV장에서 시뮬레이션 모델을 제안하였고 V장에서는 시뮬레이션 결과 및 고찰을 하였으며 VI장에서 결론을 맺었다.

II. VSSA의 고려 사항

현재까지 셀 속도 감시를 위하여 ITU-T에 의하여 표준화된 알고리즘은 없으나 VSA 알고리즘을 제시하고 있다. VSA 알고리즘을 이용한 사용자 변수 제어 방법은 협상된 최대 셀 지속 시간을 가상 계획 시간으로 정하여 그것으로부터 셀 지연 변이 허용 한계를 이용한 under-policing 방법으로 위반 셀을 찾는 방안이다.

본 논문에서 제안한 VSSA를 이용한 사용자 변수 제어 방안은 실제 도착한 최대 셀 지속 시간을 가상 계획 시간으로 정하고 clumping된 셀 지연 변이 허용 한계와 리키 버킷의 토큰률 임계치를 설정하여 위반 셀을 찾는 방안이다. 이를 위하여 MMPP 트래픽 특성, 셀 지연 변이 허용 한계, 그리고 리키 버킷의 토큰률과 사용자 변수 제어 알고리즘이 감시할 요소와 알고리즘이 요구하는 사항이 고려된다.

1. MMPP 트래픽 신호원

MMPP(Markov Modulated Poisson Process) 트래픽 신호원은 데이터 도착률이 다른 여러 개의 상태가 시간적으로 연속되는 Markov chain 으로서 생각할 수 있다. 여기서는 가장 간단한 두 상태(상태1, 상태2)의 MMPP 트래픽 신호원에 대하여 생각해본다

두 상태의 MMPP는 도착률이 다른 두 개의 연속적인 Possion Process이며 두 개의 교체되는 상태에 의하여 특성지어진다.^[11-16]

각 상태의 셀 평균 지속 시간을 T_1, T_2 라 할때 각각 지수 함수적으로 분포되며 두상태의 MMPP 트래픽 신호원을 서술하기 위하여는 다음과 같은 4개의 변수가 필요하다.^[17]

- 각 상태의 셀 도착률: a_1, a_2
- 각 상태의 셀 지속 시간: T_1, T_2

두 상태의 MMPP 트래픽 신호원의 특성중 최대 셀룰이 망의 서비스 품질에 상당한 영향을 미치고 또한 감시할 트래픽 변수로 최대 셀룰만이 표준화되었기 때문에 각 상태의 최대 셀룰을 다음과 같이 정의하고 이것에 대한 사용자 변수 제어를 한다.

- a_{1p} : 상태1에서 트래픽 신호원의 최대 셀룰
- a_{2p} : 상태2에서 트래픽 신호원의 최대 셀룰
- T_1 : 상태1의 셀 지속 시간
- T_2 : 상태2의 셀 지속 시간

2. 셀 지연 변이

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 지연 등 여러 요인에서 발생되며 이와 같은 램덤 지연은 초기의 셀흐름에 대한 구조를 변화시킨다. 그러므로 가상 연결로 전송되는 셀들은 초기에는 협상된 규칙대로 잘 전송 되지만 몇번의 다중화 단계를 지난 후 셀 흐름은 추정 통계적 셀 흐름으로 바뀐다. 이와같이 셀 흐름의 초기 시간 구조는 ATM 망을 통과할 때 일반적으로 변화되어지는데 이 현상을 셀 지연 변이라고 한다.^[18,19]

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

두 셀의 최대 셀 지속 시간을 t_p 라 할 때, 셀 지연 변이로 인하여 트래픽 신호원으로부터 전송되는 최대 셀 도착 시간이 협상된 셀 즉 가상 계획 최대 셀 도착 시간보다 빠를 때 clumping 영향이라 한다.

최대 셀 지속 시간 t_p 인 n 개의 셀이 사용자-망 접면에 도착하기 전에 사용자 장치, 다중화 단계, 망, 등의 시스템에서 총 지연 시간은 식(1)과 같다.

$$t_n = D + W_n \quad (1)$$

여기서 D 는 전파지연이나 망 요소의 프로세싱 과정에서 발생하는 예상되는 지연 시간이고 W_n 은 음수가 아닌 램덤 지연 성분이다. W_n 이 stationary하고 ergodic 하다고 가정하면 사용자-망 접면에서 n 번째 셀 도착 시간은 식(2)와 같다.

$$t_n = nt_p + W_n \quad (2)$$

셀 지연 변이로서 생기는 두 연속적인 셀 사이의 시간에 대한 측정은 한 트래픽 신호원의 실제의 최대 셀룰을 추정하는 데는 충분하지 않다. 이것이 사용자 변수 제어에서 최대 셀룰 제어를 하는데 어렵게 한다.

트래픽 신호원이 초기에 협상된 대로 잘 준수된다 할지라도 연결시 최대 셀룰이 순간적으로 협상된 최대 셀룰보다 더 클 수 있기 때문에 셀 지연 변이 특히 clumping 영향을 허용해야만 한다. 여기서는 최대 셀룰 제어를 수행하는 리키 버킷 경우를 생각하자. 트래픽 신호원이 잘 준수되고 셀의 램덤 지연 W_n 의 W_{min} , W_{max} 가 $10^{-\alpha}$ -quantiles이라고 하면 W_n 은 식(3)과 같이 정의하며 α 는 9에서 10이다.

$$P_n[W_n > W_{max}] \sim 10^{-\alpha}, \quad P_n[W_n < W_{min}] \sim 10^{-\alpha} \quad (3)$$

가입자 회선에서 발생하는 셀 지연 변이는 망에 제공되는 실제 트래픽 특성을 예측하는데 방해가 된다. 즉 트래픽 신호원은 연결 설정 시기에 협상된 트래픽 변수에 잘 순응하지만 셀 지연 변이에 의한 협상 변수의 변화는 서비스의 품질을 저하시킨다. 셀 지연 변이 허용 한계는 다음과 같이 정의된다.

$$\tau = W_{max} - W_{min} \quad (4)$$

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^{-6} 을 달성하는데 있다.

리키 버킷에서 요구되는 성공적인 준수 셀의 수 N에 대한 상한 경계는 식 (5)와 같다.

$$N = \left\lceil \frac{\tau}{t_p} \right\rceil + 2 \quad (5)$$

여기서 []는 정수 부분이다.

τ 의 값이 크면 N이 많아지고 결과적으로 이런 미캐니즘이 어떤 감시 행동이 취해지기 전에 N개의 셀을 관찰해야만 하는 문제점이 있게 되며 때문에 셀 지연 변이 허용 한계로 인한 clumping 영향은 최대 셀률 제어와 깊은 관계가 있는 것이다.

3. 리키 버킷의 토큰률

리키 버킷 방법은 리키 버킷의 토큰률로 입력 트래픽을 제한한다. 셀이 버킷으로부터 토큰을 얻을 때만 망으로 전송되며 버킷이 비어 있을 때에 입력 버퍼에 도착하는 셀들은 대기하며, 버퍼가 차있으면 도착한 셀들은 탈락한다. 토큰은 연결 수락 제어시에 협상된 변수의 생성률에 따라 버킷에 저장된다. 버킷은 유한한 크기로 고정되어 있으며 버킷의 토큰 갯수가 버킷 크기를 초과하면 토큰 생성 과정은 멈춘다. 버킷 크기는 한 순간에 전달될 수 있는 셀의 최대 갯수를 나타내므로 최대 허용 가능한 군집성 크기가 된다. 그러므로 토큰 생성률을 트래픽 변수 중 평균 셀 전송 속도로 정하여 트래픽 흐름을 제어하면 입력 크기와 토큰 풀의 크기에 따라 어느 정도의 군집성을 제어할 수 있다.^[20]

¹ 버킷의 크기는 다음식에 의하여 구할 수 있다.

$$BS = a_p * T_B * (1 - \frac{1}{B}) \quad (6)$$

여기서, BS=버킷의 크기, a_p =최대 셀률, B =군집성, T_B = 군집성 길이이다.

토큰 풀이 비어있는 경우에는 셀은 버퍼에서 대기하며 버퍼가 차 있으면 손실된다. 버퍼에 셀이 대기하던 중에 비었던 토큰 풀에 토큰이 한개 생성된 경우에는 FIFO(First In-First Out)방식으로 가장 먼저 도착했던 셀이 토큰을 받아 시스템을 떠나 망으로 진입한다. 때문에 셀 손실률에 영향을 미치는 시스템 변수는 버퍼의 크기, 버킷 혹은 토큰 풀의 크기, 토큰 생성률 및 셀 도착률이다. T를 한개의 시간 슬롯 길이라고 하면 토큰은 각 시간 슬롯마다 한개씩 생성되므로 토큰 생성률은 $1/T$ 이다. 토큰 생성 주기를 시간 슬롯의 크기

와 일치시키면 셀 손실을 결정하는 변수는 버퍼크기, 버킷크기와 셀 도착률이 된다. 때문에 버킷의 토큰 생성률의 임계치는 트래픽의 최대 셀률을 제어하는 데 중요한 요소가 된다.

4. 사용자 변수 제어 알고리즘의 감시 어려

사용자 변수 제어 알고리즘은 협상된 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 준수 셀 에러와 과잉 셀 에러에 대한 것으로 정확한 정의는 많은 논란이 있으나 일반적으로 준수 셀 에러는 사용자 변수 제어가 협상된 트래픽 기술자를 준수하는 셀들에 대해 위반 조치를 할 때의 에러이고, 과잉 셀 에러는 사용자 변수 제어가 트래픽 협상을 위반한 셀에 대해 적절한 조치나 검출하지 못할 때의 에러이다.^[9,20]

준수 셀 에러는 트래픽 협상을 준수하는 연결의 종단간 서비스 품질에 미치는 영향을 포함해야 하며, 과잉 셀 에러는 다른 연결에 대한 서비스 품질 저해 요소로서의 의미를 가지도록 정의되어야 한다. 그리고 준수 트래픽은 연결 수락시에 협상된 트래픽 변수 값을 모두 준수하는 트래픽으로 간주하고 위반 트래픽은 트래픽 기술자의 협상된 변수 값들 중에서 여기는 트래픽 신호원으로 간주한다.^[21]

5. 사용자 변수 제어 알고리즘의 요구 사항

사용자 변수 제어 알고리즘이 요구하는 기본 사항은 다음과 같다.

- 응답 시간 : 기준 조건하에서 ATM 연결이 협상된 트래픽 변수의 값을 위반한 값을 검출하는 데 걸리는 시간으로 위반 트래픽을 제어하기 위하여 빨리 대응하여야만 한다.
- 정확성 : 협상된 트래픽 신호원에 대한 위반 여부를 정확하게 검출할 수 있는 능력을 말하며 준수 트래픽 신호원은 적은 셀 손실을 겪어야 한다.
- 단순성 : 실제 알고리즘 구현이 복잡하지 않아야 하며 하드웨어 크기가 작아야 한다.
- 경계성 : 협상 변수와 감시 변수 사이의 차이는 가능한 작게 유지되어야 하고 경계의 범위는 합당한 연

결이 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 제안되어진다. 그러나 그들의 대부분은 셀 지연 변이를 고려하지 않고 셀 감시 알고리즘을 선택한다. 이러므로 셀이 준수되었다 할지라도 그것은 셀 지연 변이 때문에 위반 트래픽 셀로서 결정되어질 수도 있다.

III. 제안한 VSSA 알고리즘 기술

VSSA(Virtual Scheduling Suggested Algorithm) 신호원은 협상된 최대 셀률의 최대 셀 지속 시간과 셀 지연 변이 허용 한계를 고려한 트래픽 신호원이다. 또한 과잉 셀의 군집성 트래픽을 수용하면서 최대 셀률을 엄밀하게 감시하기 위하여 리키 버킷의 토큰률 한계치를 이용한 알고리즘이다. 이 알고리즘은 협상된 최대 셀 지속 시간을 t_p , 셀 지연 변이 허용 한계치를 τ 라 하고 사용자 변수 제어의 단순성을 위하여 리키 버킷의 토큰률을 협상된 최대 셀률과 같은 물로 정하고 최대 셀률을 엄밀하게 감시하기 위하여 버킷의 토큰 카운터의 임계치를 1로 설정하여 VSSA의 알고리즘을 구현하였으며 제안 알고리즘은 그림 1과 같이 기술된다.^[22,23]

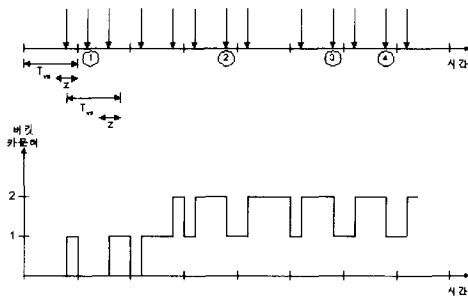
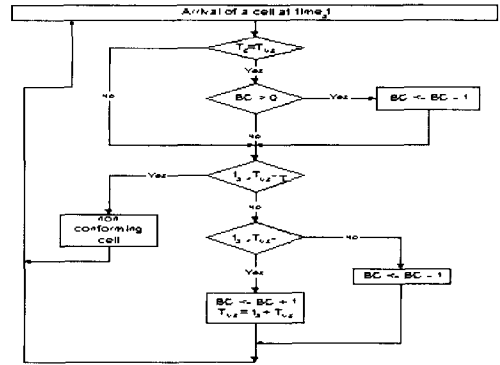


그림 1. VSSA 알고리즘 기술
Fig. 1. Description of VSSA Algorithm.

그림 1에서 ①은 셀 지연 변이 허용 한계를 벗어나므로 폐기된 셀이고 ②,③,④는 버킷의 토큰률의 임계치를 넘었기 때문에 폐기되는 셀이다. VSSA는 가상 계획 구역과 군집성 감시 구역으로 구성되어 있으며 가상 계획 구역은 연결 수락시 트래픽 변수들을 변화

시키는 셀 지연 변이를 조절하는 동안 최대 셀률 값을 정확하게 조정하고 군집성 감시 구역은 협상된 최대 셀 지속 시간에서 셀 지연 변이 허용 한계를 허용하는 군집성 셀 흐름을 제어한다. 셀이 도착될 예정 시간을 가상 계획 시간이라 하고 가상 계획 시간은 마지막으로 수락된 셀 도착 시간에 최대 셀 지속 시간을 더한 시간이다. 이 시간을 기준으로 VSSA는 다음 사항들을 조사할 수 있는 알고리즘으로 구성되었다. 제안된 알고리즘의 흐름도는 그림 2와 같다.



- Tc : 현재 시간
- ta : 셀 도착 시간
- Tvs : 가상 도착 시간
- τ : 셀 지연변이 허용한계
- BC : 버킷 카운터
- TB : 버킷 임계치

그림 2. VSSA 흐름도
Fig. 2. VSSA flow chart.

그림 1에서 기술한 것을 다음과 같은 알고리즘으로 나타낼 수 있다.

- 단계1 : VSSA 파라미터 값을 결정함
- 단계2 : 셀이 가상 계획 시간에 도착하고 버킷 카운터가 0보다 클 때 토큰율을 하나씩 감소하고 준수 셀로 함.
- 단계3 : 셀 도착이 셀 지연변이 허용한계 밖일 때 위반 셀로 함.
- 단계4 : 버킷 카운터가 버킷의 임계치보다 적고 셀이 셀 지연변이 허용한계 내에 도착 하면 준수 셀로 정하고 버킷 카운터를 하나 증가하고 가상 계획 시간을 update함.
- 단계5 : 버킷 카운터가 버킷의 임계치가 되면 그 셀은 위반 셀로 정하고 폐기함.

Algorithm VSSA($ta : \text{real}$)

```

var
  Tc : Current - Time;
  Tvs, : real;
  BC, TB : integer;
begin
  repeat
    whenever Tc = Tvs
      if BC > 0 then
        BC := BC - 1;
      endif
    endwhenever
    endif
  until forever
end
  
```

제안된 알고리즘은 마지막 준수 셀 도착 시간으로부터 새로운 가상 계획 시간을 계산하기 때문에 clumping에 대한 감시 즉 under-policing이 이루어지고, 또한 리키 버킷의 토큰률을 이용한 알고리즘은 이것을 개선시키는 데 사용되어진다.

하드웨어 실현을 위한 사용자 변수 제어 구조로서 연결 지시기는 새로 도착한 셀의 가상 채널 식별 번호의 값을 알아내고 결정 제어기는 상태 테이블에 따라 셀이 준수되는지 위배되는 지를 결정한다. 위반 셀 제어기는 결정 제어기의 도움으로 위반 셀을 폐기한다. 상태 테이블은 셀이 도착할 때마다 감시에 필요한 모든 정보를 보관하고 있어야 하며 셀의 감시가 끝난 다음에는 반드시 가장 새로운 것으로 조정되어야 한다. 하나의 셀이 도착할 때 연결 지시기는 가상 채널 식별 번호와 일치하는지 알아보고 결정 제어기는 상태 테이블 정보를 사용하여 최대 셀들의 위반 여부를 결정하고 가장 새로운 것으로 조정한다. 셀이 준수되면 ATM 스위치로 들어가고 위배되면 폐기된다. 하드웨어 실현 구조를 간단히 하기 위하여 감시 변수로 실제 셀들과 빈 셀들을 사용한다. 협상된 최대 셀들이 회선 용량의

반 이상이면 빈 셀들의 셀 도착 간격 시간을, 협상된 최대 셀들이 회선 용량의 반 이하이면 실제 셀들의 셀 도착 간격 시간을 감시하므로 위반 셀을 감시할 수 있다. 상태 테이블의 프래그 비트는 최대 셀들이 회선 속도의 반 이상인지 이하인지를 지시하는 데 사용되어진다.

IV. VSSA의 입력 트래픽 시뮬레이션 모델

VSSA를 사용할 입력 트래픽 시뮬레이션 모델은 그림 3과 같다.^[24,25]

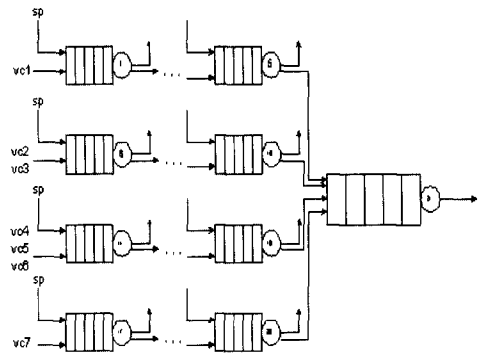


그림 3. 입력 트래픽 시뮬레이션 모델
Fig. 3. Input traffic simulation model.

ATM 트래픽 신호원은 최대 셀 지속 시간을 가진 주기적인 셀을 발생한다. 사용자 변수 제어 지점에 도착하기 전에 n 개의 셀은 시스템에서 총시간, $D + W_n$ 이 지연된다. 이 지연은 사용자 장치, 다중화 단계 등에서 일어난다. D 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 성분이다. W_n 이 stationary하고 ergodic하다고 가정하면 사용자 변수 제어 지점에서 n 번째의 셀의 도착 시간 t_n 은 식(2)와 같다. 위의 모델에서 7개의 주기적인 가상 트래픽 연결들이 각각 6개의 FIFO 큐로 전송된다. 이들이 각각 MMPP의 셀 도착 프로세스에 기인되어 셀 지연 변이가 발생되며 서비스 시간은 일정하고 하나의 셀이 통과하는 시간과 같다고 가정한다. 가상 트래픽 연결 #는 최대 셀 지속 시간 t_{pi} 를 가진다. $t_{p1}=4$, $t_{p2}=10$, $t_{p3}=18$, $t_{p4}=16$, $t_{p5}=20$, $t_{p6}=12$ 와 $t_{p7}=5$ 의 최대 셀 지속 시간을 각각 갖으며 각

큐의 이용률은 상태 1에서 0.8, 상태 2에서 0.7 이라 하고 T_1 기간과 T_2 기간을 각각 126ms와 232ms라 가정하였다.

VSSA는 셀 지연 변이 허용 한계와 버킷의 토큰률의 임계치를 변화시키므로 군집성 트래픽을 제어할 수 있다. 셀 지연 변이를 고려한 사용자 변수 제어 알고리즘이 서비스 품질을 향상시킨다 하더라도 셀 지연 변이 허용 한계를 적당하게 잡지 못한다면 이 알고리즘은 만족하지 못한 것이 될 것이다. 그러므로 셀 지연 변이 경계 결정은 대단히 중요한 것이다. 많은 논문에서 이 경계를 10^{-9} 혹은 10^{-10} 을 사용했으나 본 논문에서는 시뮬레이션의 편리를 위하여 셀 지연 변이 경계를 10^{-3} 으로 고정시켰다. 일반적으로 셀 지연 변이 허용 한계치는 식(4)와 같이 정의된다.

또한 버킷의 토큰률 임계치가 사용자 변수 제어의 감시 효과를 증진시킨다. 버킷의 토큰률 임계치가 크면 제한된 알고리즘은 좀더 큰 군집성 트래픽을 수용할 수 있다. 그러나 최대 셀률을 좀더 엄밀하게 감시하기 위하여 본 논문에서는 그 값을 1로써 고정했다.

V. 시뮬레이션 결과 고찰

그림 4의 셀 간격의 최대 속도 지속 시간에 대한 확률 밀도 함수 분포에서 보면 최대 셀 지속 기간이 클수록 도착된 셀 사이의 확률 밀도 함수는 크며 정규 분포로서 셀의 분포는 군집성 없이 일정한 물로 분포되어 있음을 알 수 있다. 셀 지연 변이 허용 한계는 식(4)로부터 $\alpha=3$ 일때 22로 정할 수 있음을 알 수 있다. 그러나 버킷의 토큰률 임계치를 1로 하였으므로 셀 지연 변이 허용 한계는 15이하에서 제한한 VSSA 방법이 준수 트래픽에 대한 셀 지연 변이의 변화에 대하여 위반 확률을 개선시켰고, 셀 지연 변이 13이하에서 고의적 과잉 트래픽에 대하여 셀 지연 변이 변화에 따라서 위반 확률을 개선시켰다.

그림 5에서 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 제한한 VSSA 알고리즘, ITU-T에서 권장하는 VSA 알고리즘, 셀 지연 변이를 고려하지 않은 VSANT의 위반 셀 감시 성능이 비교되었다. 이것으로부터 선택된

셀 지연 변이 경계보다 더 작은 값일수록 위반 셀 감시 확률이 작음을 알 수 있다. 이것은 셀 지연 변이 경계가 큰 값이 작은 값보다 위반 셀 감시 확률이 작음을 알 수 있다. 이것은 VSSA의 다음 가상 도착 시간이 수락 셀의 실제 도착 시간부터 시작하기 때문이다.

이와는 다르게 VSA의 다음 가상 도착 시간은 마지막 가상 도착 시간과 같거나 보다 큰 시간부터 항상 시작하기 때문이다. 이것은 VSSA방법이 셀 지연 변이 때문에 셀 clumping 영향을 잘 보상한다는 것을 의미한다.

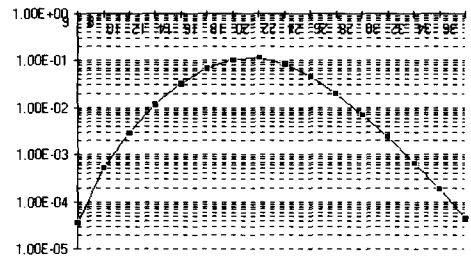


그림 4. 최대 속도 셀 지속 시간에 대한 확률 밀도 함수

Fig. 4. Probability density function of the cell interarrival time for peak emission period.

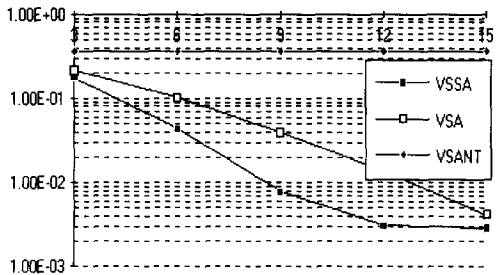


그림 5. 준수 셀에 대한 셀 지연 변이의 변화에 따른 위반 셀 감시 확률

Fig. 5. Violation cell policing probability by variation of CDV for conforming traffic.

그림 6는 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 버킷의 토큰률의 알고리즘을 사용했기 때문이다. VSSA의 알고리즘은 리키 버킷의 토큰률의 임계치의 값을 1로 놓았기 때문에 최대 셀을 지속 시간 안에 단지 하나의 셀을 받아 들인다. 이것은 VSSA가 셀 지연 변이를 허락하는 동안 군집성 셀을 적당하게 제한함을 의미한다. 트래픽 신호원의 군집성에 따라 셀 지연 변이 허용 한계와 리키 버킷에서의 토큰률을 조절하여 사용자 변수 제어에서의 위반 셀에 대한 감시를 수행할 수 있다. 고의적 과잉 셀이 적을 때에는 같은 셀 지연 변이에 대하여 위반 셀 감시 확률이 급격히 낮아져서 고의적인 과잉 셀은 적으면 적을수록 감시 성능이 좋아진다. 셀 지연 변이 허용 한계가 클수록 VSA가 VSSA보다 위반 셀 감시 확률이 낮아진 것은 도착 셀 확률 밀도 함수 분포로부터 셀 지연 변이 허용 한계치를 벗어 났기 때문이다. 이것은 트래픽 신호원의 특성에 따라 셀 지연 변이 허용 한계와 리키 버킷의 토큰률의 임계치를 알맞게 선정해야 할 tradeoff임을 암시하고 있다.

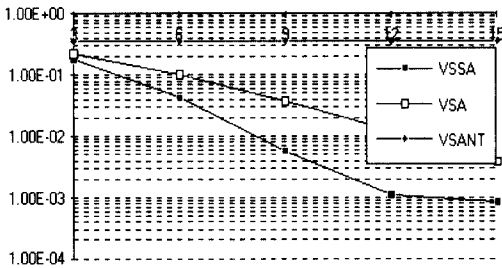


그림 6. 고의적 과잉 셀에 대한 셀 지연 변이의 변화에 따른 위반 셀 감시 확률

Fig. 6. Violation cell policing probability by variation of CDV for intentionally excessive cell.

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 개선하였다. 즉 VSSA 알고리즘이 준수 셀을 위반 셀로 잘못 감시할 상황을 개선 하였다. 그리고 VSSA 알고리즘은 협상 트래픽 변수에 대하여 고의적인 과잉 트래픽이 발생 했을때 이 위반된 과잉 트래픽을 잘 감시함을 알 수 있다. 그러므로 이 논문에서 제안한 알고리즘이 셀 지연 변이를 고려한 최대 셀수에 대하여 정확

한 감시를 하며, 같은 셀 지연 변이 허용 한계값하에 VSA보다 군집성 트래픽을 더 정확하게 감시함을 알 수 있다.

VI. 결론

본 논문에서는 ATM 망에서 MMPP 트래픽 신호원에 대한 준수 셀과 고의적 과잉 셀에 대한 위반 셀 확률을 개선시키기 위하여 VSSA 알고리즘을 이용한 사용자 파라미터 제어 방법을 제안하였다. 서비스 품질 개선으로 호 계층에서 연결 수락 제어와 셀 계층에서 체증 제어, 사용자 파라미터 제어, 우선 순위 제어가 수행되는데 호 수락 제어와 우선 순위 제어에 의한 성능 개선에 관한 연구는 활발하였지만 사용자 파라미터 제어 방법은 최근에 연구되어지고 있다. 특히 ITU-T에서는 VSA와 Continuous State Leaky Bucket 알고리즘에 대한 두가지 방법을 예로 제시하고 있다.

트래픽 모델은 20개의 큐가 각 5개의 큐로 구성되어 네 행으로 이루어졌으며 이들 큐를 통과한 트래픽 신호가 사용자 파라미터 제어 감시점이 있는 최종 큐로 집결된다. 각 큐에서 신호들은 각각 MMPP 추정 통계 과정으로 진행하며 7개의 가상 트래픽 연결의 최대 셀 지속 시간은 기존의 연구 파라미터 값인 t_b 를 가지며, 각각은 $t_{p1}=4, t_{p2}=10, t_{p3}=18, t_{p4}=16, t_{p5}=20, t_{p6}=12$ 와 $t_{p7}=12$ 이고 각 큐에서 이용율은 0.8과 MMPP 트래픽 신호원에서 또 다른 상태의 큐의 이용율은 0.7이고 두 상태의 트래픽 신호원의 지속 시간을 126ms와 232ms라 가정하였고 이 값들은 사용자 파라미터 제어의 감시 성능을 연구할 때 사용한 기존의 파라미터 값들이다.

제안한 VSSA 방법은 셀이 실제 도착한 시간을 가상 계획 시간으로 협상하고 각 트래픽 신호원에 대한 최대 속도 지속 시간의 확률 밀도 분포 함수로부터 셀 지연변이를 추정하였고 셀 지연변이 에러 즉 군집성 트래픽 셀에 대하여는 토큰율로서 제한하였다. 확률 밀도 분포 함수값에 따라 준수 셀에 대한 위반 셀 확률과 고의적 과잉 셀에 대한 위반 셀 확률을 구하였다.

제안한 방법은 실험 결과에 의하여 기존의 방법보다 셀 clumping 영향을 잘 보상함을 보였으며 또한 최대 셀을 지속 시간 안에 VSSA가 셀 지연변이를 허락하는 동안 군집성 셀을 제한하였으며, 준수 셀을 위반 셀

로 잘못 감시하는 위반 셀 감시 확률을 개선하였다. 이것은 VSSA 알고리즘이 준수 셀을 위반 셀로 잘못 감시할 상황을 개선하였다. 또한 VSSA 알고리즘이 협상 트래픽 파라미터에 대하여 고의적 과잉 셀이 발생하였을 때 이 위반 셀을 잘 감시함을 보였다.

따라서 제안한 알고리즘이 셀 지연변이를 고려한 최대 셀율에 대하여 정확한 감시를 하며, 같은 셀 지연변이 허용한계값 하에 VSA 보다 군집성 트래픽 셀을 더 정확하게 감시함을 보인 것으로 VSSA 알고리즘이 사용파라미터 제어 방법을 개선한 방법임을 확인하였다.

참 고 문 헌

- [1] S. E. Minzer, "Broadband ISDN and Asynchronous Transfer Mode(ATM)," IEEE Commun. Mag. pp.17-24, Sep. 1989.
- [2] ITU-T Recommendation I.371, "Traffic Control and Congestion Control in B-ISDN," Frozen Issue - Paris, Mar. 1995.
- [3] ATM Forum Technical Committee, "Traffic Management," Raleigh, NC. Mar. 1994.
- [4] 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.
- [5] 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.
- [6] S. Yazid and H. T. Mouftah, "Congestion Control Methods for B-ISDN," IEEE Commun. Mag. pp. 42-47, July 1992.
- [7] P. E. Boyer, F. Guillemin, M. J. Serval and J. P. Coudreuse, "Spacing Cells Protects and Enhances Utilization of ATM Network Links," IEEE Network pp. 38-49, sep. 1992.
- [8] B. Lague, C. Rosenberg and F. Guillemin, "A Generalization of Some Policing Mechanisms," Proceeding of INFOCOM, pp. 767-775, 1992.
- [9] E. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 9, no. 3, pp. 325-334, Apr. 1991.
- [10] K. Shimokoshi, "Evaluation of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEICE Trans. Commun. vol. E76-B, no. 10, Nov. 1993.
- [11] 노병희외 3, "Traffic Source Modeling in ATM Networks," 통신학회 91 추계학술발표논문집, pp. 192-195
- [12] Efstathios D. Sykas, et al, "Mathematical Tools for Analysis of ATM System," ITC-13, Copenhagen, Denmark, pp. 781-786
- [13] Smith, W.L. 1959, "On The Cumulants of Renewal Process," Biometrika 46.
- [14] H. Heffes and D.M.Lucantoni, "A Markov Modulated Characterization of Packetized Voice and Data Traffic and Related Statistical Multiplexer Performance," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. SAC-4, no. 6, Sep. 1986.
- [15] S.Manthorpe, J.Schormans, J.Pitts and E.Scharf, "A Simulation Study of Buffer Occupancy in the ATM Access Network : Are Renewal Assumption Justified," ITC-13, Copenhagen, Denmark, pp. 801-805.
- [16] F. Guillemin, P. Boyer, A. Duplus, L. Romoeuf, "Queue Dimensioning at the T_B Interface," IAC, 1991.
- [17] Nelson L.S.Fonseca, John A. Silvester, "Estimating the Loss Probability in a Multiplexer Loaded with Multi-priority MMPP Streams," 1993 IEEE.
- [18] F. Guillemin and W. Monin, "Management of Cell Delay Variation in ATM Networks," Globecom '92, pp. 128-132, 1992.
- [19] 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.
- [20] M. Butto, E. Cavallero and A. Tonietti, "Effectiveness of the Leaky Bucket Policing Mechanism in ATM Network," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 9, no. 3, pp. 335-342, Apr. 1991.
- [21] P. Castelli, E. Cavallero, and A. Tonietti, "Policing and Call Admission Problems in

- ATM Networks," Proceeding of ITC, pp. 847-852, 1991.
- [22] H. S. Park and J. K. Kim , "Policing and Spacing of Multiplexed ATM Traffic," IEICE Trans. Commun., vol. E77-B, no. 9, Sep. 1994.
- [23] 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.
- [24] E. Rathgeb, "Modeling and Performance Comparison of Policing Mechanisms for ATM Networks," IEEE J. Select. Areas Commun., vol. 9, no. 3, pp. 325-334, Apr. 1991.
- [25] M. H. MacDougall, Simulating Computer Systems : Techniques and Tools. The MIT Press, 1987.

저 자 소 개



韓 吉 成(正會員)

1972년 2월 공군사관학교(이학사). 1977년 2월 서울대학교 전자공학과(공학사). 1981년 8월 서울대학교 대학원 전자공학과(공학석사). 1984년 7월 ~ 1987년 6월 Politechnic Institute of New York(박사과정수료). 1996년 8월 충북대학교 대학원 컴퓨터공학과(공학박사). 1977년 3월 ~ 현재 공군사관학교 전자공학과 교수. 주관심분야는 정보통신, 컴퓨터네트워크, 디지털전송 및 신호처리등임



吳 昌 錫(正會員)

1978년 2월 연세대학교 전자공학과(공학사). 1980년 2월 연세대학교 대학원 전자공학과(공학석사). 1988년 8월 연세대학교 대학원 전자공학과(공학박사). 1982년 12월 ~ 1984년 9월 한국전자통신연구소 연구원. 1990년 12월 ~ 1991년 12월 미 Stanford 대학교 객원교수. 1985년 3월 ~ 현재 충북대학교 컴퓨터공학과 교수. 주관심분야는 데이터통신, 컴퓨터네트워크, 뉴로컴퓨터 등임