

ATM 네트워크에서 우선권을 갖는 반응 혼잡 제어에 관한 연구

박 동 준[†] · 김 형 지^{††} · 이 상 훈^{†††}

요 약

본 논문에서는 ATM 망에서 우선권을 갖는 반응 혼잡 제어에 대해 연구하였다. 버퍼에 접속에 대한 우선권 할당은 부분 버퍼 공유 기법으로 대부분의 트래픽 요구를 만족 시키기위해 망 자원의 이용율을 향상시키기 위해 사용되어졌다. 도착 모델은 MMPP(Markov Modulated Poisson Process)를 사용하였다. 우선권 할당에 의한 부분 버퍼 공유 기법이 실제 ATM 망에서 버스트 트래픽에 대한 영향을 분석하였다. 이러한 기법으로 버스트 트래픽에 대한 시스템의 셀 수를 구하고 손실 확률도 구해 보았다. 예방 제어가 망 내에서 동작 중에 있을 지라도 트래픽 소스의 예측할 수 없는 통계적 변동으로 인해 여전히 혼잡이 발생할 수가 있다. 이 논문에서는 반응 혼잡 제어를 연구한다. 반응 혼잡 제어에서 각각의 소스는 전송된 셀을 노드에서 트래픽 부하로 변화시킨다. ATM 망에서 반응 혼잡 제어 방식을 병용함으로써 더욱 효율적인 제어를 하는 것이다. 해석적인 모델을 개발하여 우선권을 가지는 반응 혼잡 제어의 수학적 해석을 수행하였다. 수치적인 결과는 우선권이 없는 계층의 성능에 대한 영향력을 거의 가지고 있지 않는 높은 우선권을 갖는 계층에 대해 손실 확률 값의 개선을 보여준다. 또한, 우선권을 가지는 반응 혼잡 제어는 혼잡을 피하는 것과 통계적 이득을 얻는 데 있어서 매우 효과적임을 보여준다.

A Study on Reactive Congestion Control with Loss Priorities in ATM Network

Dong-Jun Park[†] · Hyung-Ji Kim^{††} · Sang-Hun Lee^{†††}

ABSTRACT

In this paper, we study reactive congestion control with priority in ATM network. The priority schemes for buffer access, partial buffer sharing have been investigated in order to improve the utilization of ATM network resources the network and to satisfy the most demanding traffic class. We consider in this paper a discrete-time queuing model for partial buffer sharing with two Markov modulated Poisson inputs. This model can be used to analyze the effects of the partial buffer sharing priority scheme on system performance for realistic cases of bursty services. Explicit formulac are derived for the number of cells in the system and the loss probabilities for the traffic. Congestion may still occur because of unpredictable statistical fluctuation of traffic sources even when preventive control is performed in the network. In this paper, we study reactive congestion control, in which each source changes its cell emitting rate adaptively to the traffic load at the switching node. Our intention is

† 정 회 원:광운대학교 대학원 전자 공학과
 †† 준 회 원:광운대학교 대학원 전자 공학과
 ††† 중 심 회 원:광운대학교 전산원 신기술 연구소

논문접수:1996년 3월 21일, 심사완료:1996년 5월 6일

that, by incorporating such a congestion control method in ATM networks, more efficient congestion control is established. We develop an analytical model, and carry out an approximate analysis of reactive congestion control with priority. Numerical results show that several orders of magnitude improvement in the loss probability can be achieved for the high priority class with little impact on the low priority class performance. And the results show that the reactive congestion control with priority are very effective in avoiding congestion and in achieving the statistical gain.

1. 서 론

최근 정보 통신 기술은 기존 음성 위주의 아날로그 통신에서 데이터 및 화상 서비스를 제공하는 디지털 통신으로 발전하고 있다. 또한 정보화 사회로의 진전에 따라 다양한 멀티미디어 서비스를 효율적으로 제공하는 광대역 종합정보통신망(B-ISDN)에 대한 요구가 급증하고 있다.

정보화 사회의 주요한 사회 간접 자본으로 등장할 B-ISDN은 광대역 교환기와 광대역 전송 장치가 기본이고, 그 위에 신호 전달, 망동기, 망관리 등을 위한 장치들로 구성된다. 광대역 신호들은 광대역 통신망 종단 장치에 의해서 통합되어 B-ISDN에 접속되며, 이어서 광전송장치를 통해서 광대역 교환기에 전송된다. 이때 광대역 전송 용량은 155 및 620 Mbps급이 될 것으로 전망되며, 이에 대한 표준화가 ITU(International Telecommunication Union)를 중심으로 진행되고 있다.

ATM통신 방식은 다양한 트래픽 특성을 지닌 사용자 정보(데이터, 음성, 영상 등의 멀티미디어 소스)를 셀이라 불리는 53 Bytes의 패킷으로 분할 다중화하여 가상 채널로 전송하는 기술이다. 이 방식은 서비스 채널의 용량을 ATM 셀의 계수로서 계량화하기 때문에 전송 용량의 과다는 ATM 셀 계수의 다소로서 나타낼 수 있다. 그리고 서비스 정보의 군집성 정도는 ATM 셀이 몰려 있는 정도로써 나타낼 수 있으며, 전송 용량은 호 설정 시에 사용자의 요청에 따라 다양하게 설정이 가능하므로 비연결성 서비스를 포함한 다양한 서비스가 지원 가능하다.

ATM기술의 장점은 효율성의 증대 및 다양한 서비스를 동시에 지원할 수 있는 유연성에 있다. 그러나 이러한 장점이 충분히 발휘되려면 아직도 트래픽 제어 및 자원 관리 분야는 해결할 많은 문제가 남아 있는 것으로 알려지고 있다.

일반적으로 트래픽 제어는 반응 제어(Reactive Control)와 예방제어(Preventive Control)로 나누어진다. 첫 번째 방법은 체증이 일어난 곳을 우회하거나 신호원의 셀 발생율을 제어하는 방법이며, 두 번째 방법은 체증이 일어나기 전에 미리 예방하는 제어방법을 말한다[1,4].

트래픽 제어 방법을 분류하는 또 다른 기준은 트래픽 제어가 적용되는 레벨에 따른 분류이다. 즉, 트래픽 제어는 셀 레벨의 제어, 호 레벨의 제어와 가상 경로 준위 제어로 구분할 수 있는데, 셀 준위의 제어 방법에는 사용자 변수 감시(UPC/NPC)나 버퍼관리가 있으며, 호 준위의 제어방법에는 연결수락제어, VC(Virtual Channel)경로배정 등이 있다. 한편, 가상 경로 준위의 제어로는 서비스별 가상 경로 배정 또는 연결수락제어의 단순화 등을 고려할 수 있다[2,3].

Gersht와 Lee는 두 개의 레벨, VC 레벨과 셀 레벨에서의 혼잡 제어를 제안했다. VC 레벨에서의 CAC는 비실시간 트래픽에서만 적용되는 셀 레벨에서의 반응 혼잡 제어와 공동으로 혼잡을 방지한다.

Abould-Magd, Gilber, Newman은 ECN(explicit congestion notification)으로 간주되어지는 반응 혼잡 제어가 ATM 망에서 적당한 QoS(Quality of Service)를 유지하는 동안 충분한 망의 자원을 사용하도록 하는데 효과적이라는 것을 보였다. 특히 Newman은 ATM LAN에 초점을 맞추고 EBCN(explicit backward congestion notification)은 50km이상의 ATM 망에서 높은 링크 이용율을 얻는데 매우 효과적이라는 것을 보였다.

본 논문은 우선권 할당과 반응 혼잡 제어를 사용하여 얻어지는 이익과 그것의 제한점을 인식하는데 있다[4,7]. 이러한 목적으로 다중 소스의 전송이 약간의 전달 지연을 갖고 서버, 즉 교환 노드에서 멀티플렉싱되는 네트워크를 다룬다. 이 모델에서 각 소스의 셀 전송률은 서버의 큐 길이에 따라 조절될 수 있다.

왜냐하면 각 소스는 버퍼를 갖고 있기 때문이다.

각 소스의 셀 도착에 대해서는 버스트 트래픽의 중첩을 2-상태 MMPP(Markov-Modulated Poisson Process)를 사용했다.

이 모델을 사용하여 평균 도착율과 반응 혼잡 제어를 수행할 때 나타나는 지연과 버퍼 크기 그리고 트래픽 특성이 주는 영향을 분석한다.

2. ATM 네트워크의 트래픽 제어방식

ATM의 효율성 증대 및 다양한 서비스를 동시에 지원하려면 트래픽 제어 및 자원 관리의 문제가 해결되어야 한다.

트래픽 제어 문제는 기존의 패킷 통신망에서도 많이 연구되었었다. 그러나 이 경우에는 B-ISDN에서 고속의 연결성 및 비 연결성 실시간 서비스가 요구하는 까다로운 서비스 품질이나 지리적으로 광활한 서비스 지역 등을 대개 고려하지 않았었다. 즉, B-ISDN에서는 고속의 전송률 및 상대적으로 긴 전달 지연으로 인해, 기존 패킷 통신에서 많이 사용한 윈도우 흐름 방식 흐름 제어가 큰 효과를 나타내지 못한다.

B-ISDN은 ATM방식을 사용하여 다양한 트래픽 종류들을 수용하고 망이 요구하는 성능을 만족시키도록 제어된다. 이를 위해서 ATM 망은 연결 수락 제어(CAC), 사용자 변수 제어(UPC), 망 변수 제어(NPC), 우선순위 제어(PC), 체중제어(CC)등의 트래픽 제어 기능을 제공한다.

망의 어느 곳에서라도 체중이 발생하면 망이 제공하는 서비스의 품질이 저하되므로 체중이 일어난 후에 신호원의 셀 발생률을 제어하거나 체중이 일어난 지역을 우회하도록 하는 방법과 체중이 사전에 일어나지 못하도록 예방하는 방법으로 트래픽을 제어하는 방법이 분류된다.

B-ISDN에서는 호 설정을 위해서 한 개 이상의 연결 설정이 필요한 때도 있는데 이 경우 연결 수락 제어는 VC 및 연결 각각에 대하여 모두 제어 과정을 수행한다.

소스의 트래픽 특성을 나타내는 것을 트래픽 변수라고 하며 트래픽에 관련된 정보를 통칭하여 트래픽 묘사자(Traffic Descriptor)라 한다. 트래픽 특성을 규정할 때에는 서비스 정보의 평균율, 첨두율, 버스트니

스, 첨두율 지속 시간 등을 고려해야 한다. 사용자는 호 설정시 망과 이들 값들을 협상하여 트래픽 특성을 결정한다. 트래픽 변수는 망의 트래픽 제어에 사용할 수 있도록 하는 조건을 만족하여야 한다. 그 조건은 먼저 사용자가 트래픽 변수들을 선언할 수 있어야 하며 사용자 변수제어, 망 변수 제어 기능은 망이 사용자의 트래픽을 트래픽양과 셀 경로 유효성의 측면에서 감시하고 처리할 수 있어야 한다. 트래픽 변수는 망의 자원과 트래픽을 제어하는 기초 자료로서 망에서 이루어지는 트래픽 관리 기능에서 이용된다.

측정을 기반으로 하는 CAC기법은 셀 손실률 등의 드물게 발생하는 사건을 감지하기가 어렵다. 또한 측정 기법은 반응제어의 일종으로 이의 응답 성능이 지배적인 요소로 작용하는 단점을 가지고 있다. 게다가 스위치 노드를 정확하게 모델하여야 하는 어려움도 있다. 다양한 CAC 기법이 발표되었다. 버스트 준위에서 블리킹 확률을 계산하는 방법, 최대 비트율(Peak bit rate:PBR)과 평균 비트율(Average bit rate:ABR)을 이용하는 방법, PBR의 유효 주기를 이용하는 방법 등으로 사용자의 QoS를 평가함으로써 접속을 수락할 것인지를 결정하는 기법들이다. 그러나, 이들 방법은 접속의 종류가 증가하면 실시간 서비스가 어렵든지 설정을 위해 구성해야 하는 테이블이 커짐으로서 문제를 가지고 있다.

셀 준위의 트래픽 제어 및 자원 관리는 크게 두 가지로 구분할 수 있다. 하나는 서비스 품질의 유지이고, 다른 하나는 사용자 변수 제어 및 망 변수제어 기능이다. 서비스 품질의 보장을 위해서는 우선순위를 나타내는 ATM 헤더의 CLP 비트를 이용하여 셀을 선택적으로 폐기하는 방법으로 이러한 기법은 버퍼 관리 기능으로 설명된다.

사용자 변수제어(UPC)는 연결에 있어서 정보 전달의 단계에 대해서만 적용된다. 이 때 연결 감시 대상은 신호 정보를 포함하여 UNI를 건너는 모든 연결을 포함한다. 망 변수제어(NPC)는 망과 망 사이의 접면(NNI)에서 수행된다.

UPC/NPC의 감시 내용으로는 VPI/VCI값의 유효성을 확인하고, VP 및 VC에 대한 트래픽량을 감시하며, 접속 링크의 전체 트래픽량을 감시하는 것 등이다. 따라서 사용자 변수 제어 알고리즘은 불법적인 트래픽 상황을 감지하는 능력, 확인된 변수의 제한

범위 초과 여부를 변별하는 능력, 변수 사용 위반에 대한 신속한 대응 능력, 구현의 용이성 등을 구비하여야 한다.

사용자 변수 제어 결과 변수 사용 위반이 발견되면 여러 가지 조치를 취할 수 있다. 그중 가장 간단한 것은 위반 셀을 폐기하는 것이다. 그밖에 위반 셀에 표시를 해주는 방법과 위반 셀이 있는 연결을 해제하는 방법도 고려될 수 있다.

UPC/NPC의 예로서는 리키 버킷 방법을 들 수 있는데 일정한 시간 간격으로 토큰을 발생시킨다. 이것은 크기가 한정된 토큰풀에 들어가는데 토큰풀의 최대 크기를 조절하면 순간 최대 셀수를 조절할 수 있고 토큰 발생기의 토큰 발생률을 조절해도 순간 최대 셀수를 조절할 수 있으며 토큰 발생기의 토큰 발생률을 조절하면 평균 셀률도 어느 정도 조절이 가능하다.

호 준위에서의 트래픽 제어 및 자원 관리는 연결 수락 제어 및 가상 채널 경로 배정이다. 가상 채널 경로 배정은 망의 상태가 체중인 경우 연결되는 경로를 피하여 경로를 배정함으로써 체중의 확대를 막는 방법이다.

3. 반응 혼잡 제어

많은 소스들이 동시에 트래픽을 생성하면 일시적인 셀 손실이 발생한다. 비록 예방 제어가 버퍼 초과 확률을 감소시키긴 했지만 트래픽의 통계적 특성 때문에 셀 손실을 제거하기는 불가능하다. 손실된 셀들은 소스 노드로 재전송 되어 진다. 그리하여 망의 트래픽량을 증가시키고 버퍼 초과를 야기시킨다. 그리고 예방 제어는 필요한 량보다 더 많은 자원을 할당한다. 그러므로 망자원의 효율적인 활용이 어려워 진다. 결과적으로, 예방 제어는 빈번하게 정확한 소스 특성을 필요로 한다. 그러므로, 반응 제어는 망에서 혼잡 정도를 감시하고, 혼잡 검출시 소스에게 알리고, 혼잡 정보에 기초하여 그에 상응하는 대응을 하기 위해 필요하다. 반응 제어의 주된 목적은 계속되는 셀 손실 기간으로 인한 과 부하를 막는 것이다.

반응제어에서, ENNT(End Node Notification Techniques)은 중간 노드에서 혼잡이 검출되면 종단 노드에서는 대응을 하기 위해 그것을 통지받아야 한다. 혼잡 통지를 위한 3가지 방법이 있다. 첫째, 종단 노드

에 의한 통지는 소스에서 셀을 소스와 목적지 간의 셀의 응답시간을 측정하기 위해 접속경로를 통해서 주기적으로 보낸다. 헤더 영역이 없으므로 수신기는 셀 페이 로드(payload)를 보고 데이터인지 컨트롤 셀인지 분간한다. 둘째, EBCN(Explicit Backward Congestion Notification)은 각 노드에서 트렁크의 큐 점유율을 감시한다. 트렁크의 큐 크기가 정해진 임계값에 이르면 특별한 셀이 준비되고 혼잡한 노드를 통과하는 모든 소스 노드에 보내진다. 이 방법은 어떤 소스가 전송하는 셀들이 혼잡한 노드를 지난다는 것을 소스에게 알려주는 시간을 최소화한다. 마지막으로 EFCN(Explicit Forward Congestion Notification)은 EBCN과 같이 각 노드는 트렁크의 큐 점유율을 감시한다. 트렁크의 큐 크기가 정해진 임계값에 이르면 그 트렁크를 통과하는 모든 셀은 혼잡이 끝날때까지 감시 된다.

그리고, 반응제어에서 적응 제어는 트래픽이 망에 인가될 때의 속도는 소스에 따라서 변화한다. 서버의 속도는 목적지 노드로 부터의 피드백 정보에 의해 컨트롤된다. 목적지 노드로 부터 혼잡 신호를 받으면 네트워크로의 역세스 속도는 최저 속도로 떨어지고 그것은 취소 구간 동안엔 증가되지 않는다. 혼잡 임계값은 좋은 효율을 위해서는 낮아야 하며, 큐 내의 셀이 임계값에 이르면 소스로 통보된다. 효율은 중간 노드와 리시버에서 사용하는 임계값의 선택에 달려 있다.

또한, 반응제어에서 호 파라미터는 호 수락 기능의 대역폭 할당 방법에서 네트워크에서 요구되는 자원을 비축하기 위해 포함된 오버헤드를 판정하기에 충분히 긴 회전 유지 시간을 갖는 VBR이 적합하다. 이러한 서비스는 호 설정과 단절 단계, 게다가 몇몇 다른 함수들을 포함하며, 대역폭은 망내에서 비축되어지고 방출되어진다. 그러나, 이 방법의 단점은 망 자원을 비효율적으로 사용하는 데 있다. 왜냐하면 이미 설정된 VP는 다른 유저가 사용할 수 없기 때문이다.

마지막으로, 반응제어에서 동적 소스 코딩에 의한 혼잡 지시는 소스에 의해서 나타날 때 망으로 들어가는 트래픽률이 일시적으로 감소되거나 멈춰진다. 지연에 둔감한 트래픽의 경우 셀들은 소스 버퍼내에서 지연되게 된다. 실 시간 지연에 민감한 트래픽의 경우 버퍼링은 기대할 수 있는 대안이 없다. 그러나 소

스는 트래픽을 감소시키거나 셀이 전송되어 지기전에 수신단에서 낮은 셀 손실 우선권을 갖는 다른 셀로부터 재구성되는 셀을 표시하게 된다[4, 14, 15].

4. 분석 모델

본 논문에서 제시된 손실 우선권 반응 혼잡 제어 기법은 여러개의 소스로부터 발생한 중첩된 트래픽에 대한 셀 멀티플렉서 모델에 나타난다. 실제적인 도착 과정은 2-상태 MMPP의 방법에 의해 근사되어지고, MMPP/D/1/B 큐잉 모델이 이용되었다.

각각의 소스에서 생성된 셀의 도착 과정은 망이 과부하 상태에 있게 되면 버스트한 특성을 나타낸다. 버스트한 특성은 멀티플렉서에 도착하는 셀의 도착 시간 간격 사이에 매우 큰 상관 관계가 있기 때문이다. 그림 1은 단일 서버를 갖는 통계적 셀 트래픽 모델을 나타내며, 우선권을 갖는 셀과 우선권이 없는 셀의 두 가지 우선권 클래스를 가지는 MMPP라고 가정한다.

$(\lambda_{1j}, \lambda_{2j}, p_{1j}, p_{2j})$ 에 의해서 특성화되고 셀들은 두 가지 상태를 갖는다.

상태 천이 확률 행렬과 소스 큐에서 각 MMPP에 대한 셀 도착 확률은 다음과 같다.

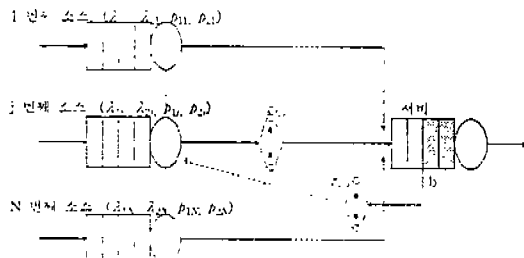
$$Q_j = \begin{pmatrix} 1-p_{2j} & p_{1j} \\ p_{2j} & 1-p_{1j} \end{pmatrix} \tag{1}$$

$$\Lambda = \begin{pmatrix} \lambda_{1j} & 0 \\ 0 & \lambda_{2j} \end{pmatrix}$$

각 슬롯에서 확률 p_{1j} 는 상태 1에서 상태 2로 자신의 상태를 변화시키고 확률 p_{2j} 는 상태 2에서 상태 1로 변화한다. 슬롯 당 j 번째 소스에 도착하는 평균 셀의 수는 상태 1인 동안 λ_{1j} 이고 상태 2인 동안 λ_{2j} 이다. 그러므로, j 번째 소스 큐의 평균 도착율은 다음과 같다.

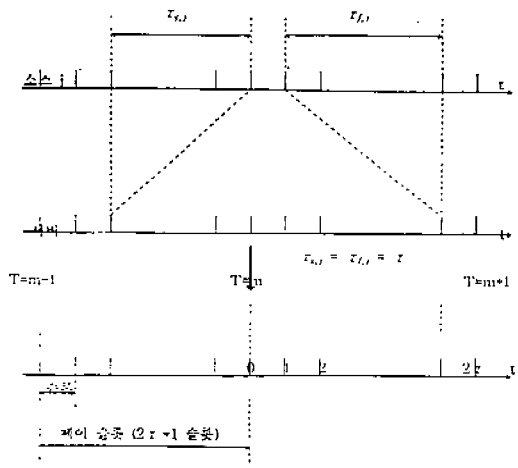
$$\Lambda_j = \frac{p_{2j}}{p_{1j} + p_{2j}} \lambda_{1j} + \frac{p_{1j}}{p_{1j} + p_{2j}} \lambda_{2j} \quad (1 \leq j \leq R) \tag{2}$$

소스는 서버의 버퍼에 셀을 전송할지 안할지를 결정한다. 서버의 셀의 수가 많아질 때 즉, 서버에 혼잡이 발생했을 때 셀들은 빠르게 서버의 혼잡을 없애기 위해 소스에 잠시 잡혀 있게 된다. 이런 경우 소스들의 각 셀에 전송률은 감소되어 진다. 그러나 만일 혼



(그림 1) 손실 우선권 반응 혼잡 제어 모델
(Fig. 1) Loss priority reactive congestion control model

반응 혼잡 제어를 분석하기 위한 모델에 대해서 서술한다. 큐잉 시스템은 그림 1에서처럼 연속된 유한 용량의 소스와 서버 큐로 구성되어 있다. S_{1j} 를 첫 번째 소스에서 셀 버퍼의 길이가 K_j 인 j 번째 소스라고 하자. 이 소스들에서 전송된 셀들은 두 번째 서버에서 버퍼의 길이가 B 인 S_2 에서 멀티플렉싱된다. 출력 링크에서의 셀 전송 시간과 같은 슬롯을 가진 큐잉 시스템을 다룬다. 셀들은 2-상태 MMPP에 따라 각 소스 S_{1j} 에 도착한다고 가정하면 그 셀들은 파라미터



(그림 2) 반응 혼잡 제어의 슬롯 기법
(Fig. 2) Reactive congestion control for time slot mechanism

잡이 서버에서 해소된 후에도 소스에서 전송률이 낮게 유지된다면, 소스에서 셀 손실이 불필요하게 발생된다. 그림 2에서 서버와 소스간의 전달 지연을 고려했다. τ_{rj} 를 j번째 소스에서 서버로 혼잡을 통보함으로써 인식하게되는 지연이라고 가정한다.

j번째 소스는 현재 슬롯 이전의 $\tau_{b,j}$ 번째 슬롯에서 서버 큐의 상태에 따라서 자신의 셀을 서버로 전송한다. 그러므로, 현재 슬롯에서 서버의 상태는 현재 슬롯의 뒤에 있는 $\tau_{b,j}$ 번째 슬롯에서의 j번째 소스의 상태에 달려 있다.

τ_{rj} 와 $\tau_{b,j}$ 는 같은 값이고, 연속적인 $2\tau + 1$ 슬롯들의 블록은 제어 슬롯이라 할 것이다. 그리고, 다음의 모델을 사용하게 되며 그로 인하여 셀 손실과 제어 슬롯의 시작 부분에서 평형 상태 확률을 사용하여 임의의 슬롯에서의 평균 대기 시간 특성들을 얻게 된다.

버퍼 용량이 한계값 $B_1(B_1 \leq B)$ 을 초과할 때, 두 가지 우선권 클래스를 가지는 손실 우선권 기법은 우선권이 없는 셀을 버린다. 반대로, 버퍼 용량이 B_1 이하이면, 입력되는 모든 셀이 서비스되고, 단지 버퍼가 꽉 채워질 경우에만 우선권 셀이 손실된다. 버퍼용량이 정확히 B_1 일때, 우선권이 없는 셀이 입력되는 비율은 출력 채널의 여분 용량과 같게 된다.

이미 버퍼안에 입력된 셀에 대한 서비스는 FCFS 기반하에 제공된다. 여기서 임계치는 버퍼 용량보다 작은 임계치가 높은/낮은 우선 순위 셀 간의 버퍼 점유를 조절하는데 이용되고 있다. 일단, 버퍼에서 총 셀의 수가 임계치를 넘게되면, 모든 낮은 우선 순위의 셀들은 버퍼의 크기가 임계치 이하로 작아질 때까지 버려지게 되나, 높은 우선 순위 셀들은 버퍼에서 수용할 공간이 있는 만큼 계속해서 버퍼에 입력된다고 가정한다.

5. 우선권을 갖는 반응 혼잡 제어

통계적 다중화 시스템에 집중된 트래픽이 멀티미디어 소스로부터 도착한다고 가정한다. 이 시스템은 버퍼 크기가 B [packets]인 시스템이며 서비스율은 μ 로 일정하고 시간 t 에서 전체 도착률은 N 개의 독립적인 트래픽 스트림으로 가정하면, 도착률은 다음과 같이 정의된다.

$$\lambda(t) = \sum_{i=1}^N \lambda_i(t) \tag{3}$$

여기서 $\lambda_i(t)$ 는 시간 t 에서 i 번째 트래픽 스트림의 도착률이다. $\lambda_i(t)$ 는 독립적인 MC $x_i(t)$ 로 변형된다. 즉, $\lambda_i(t)$ 는 $x_i(t)$ 상태 함수이다.

$$\lambda_i(t) = \gamma_{x_i}(t) \tag{4}$$

여기서 $\lambda_i(t)$ 는 $x_i(t)$ 의 상태에 따른 N_i 개의 값을 갖는다고 가정한다. 이 도착 모델은 각각의 트래픽 스트림을 특성화 하는데 널리 사용되어 왔다. 전체 도착률 프로세스 $\lambda(t)$ 는 N 차 마코프 프로세스로 변형된다.

$$\lambda(t) = \gamma_{x(t)}, \quad x(t) = [x_1(t), x_2(t), \dots, x_N(t)] \in \Omega \tag{5}$$

여기서 $\gamma_{x(t)} = \sum_{i=1}^N \gamma_{x_i}(t)$ 이고 $x(t) = \bar{k}, \bar{k} = [k_1, k_2, \dots, k_N]$ 일 때 다음과 같이 정의된다.

$$\lambda(t) = \gamma_{\bar{k}} = \sum_i \gamma_{k_i} \tag{6}$$

본 논문에서 각 소스가 2 상태 MMPP를 가지는 소스 출력의 다중화를 제시하였다. 각 소스의 상태 천이 확률 Q 와 도착률 Λ 는 다음과 같이 표현된다.

$$Q = \begin{bmatrix} 1-p_2 & p_1 \\ p_2 & 1-p_2 \end{bmatrix}, \quad \Lambda = \begin{bmatrix} \lambda_1 & 0 \\ 0 & \lambda_2 \end{bmatrix} \tag{7}$$

$x_i(t)$ 의 천이율 행렬을 Q_i 로 표기하고 $x(t)$ 의 천이율 행렬을 Q 로 표기한다.

$$Q = Q_1 \oplus Q_2 \oplus \dots \oplus Q_N \tag{8}$$

Q 는 $\hat{N} \times \hat{N}$ 행렬이고 $\hat{N} = \Pi_i N_i$ 이다. $\lambda_i(t)$ 의 도착률 벡터 Λ_i 는 다음과 같다.

$$\Lambda = \Lambda_1 \oplus \Lambda_1 \oplus \dots \oplus \Lambda_N \tag{9}$$

따라서 이 2가지가 중첩된 도착 프로세스는 (Q, Λ) 로 표기한다. π 를 중첩된 MC의 정상 상태 확률로 가정한다. 즉, $\pi Q = 0$ 이다. π 의 k 번째 원소를 $\pi_{\bar{k}}$ 로 표기하고 \bar{k} 상태에서 도착 확률이다.

도착 프로세스는 원래의 셀 도착 프로세스의 순간 평균으로 표현된다. 큐잉 해석에 있어서 MMPP로 원래의 도착 프로세스를 모델링하는 것이 일반적이다. 도착률 프로세스 $\lambda(t)$ 는 포아송 도착률의 시간에 대한 변화로 설명된다.

MMPP로 구성된 도착 프로세스는 각각 r 과 s 개의 상태를 갖는다. 높은 우선권을 갖는 서비스는 다음과 같이 표현된다.

$$Q^h = \begin{pmatrix} 1 - \sum_{j=2}^r p_{1j}^h & p_{12}^h & \dots & p_{1r}^h \\ p_{21}^h & 1 - \sum_{j=1, j \neq 2}^r p_{2j}^h & \dots & p_{2r}^h \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ p_{r1}^h & p_{r2}^h & \dots & 1 - \sum_{j=1}^{r-1} p_{rj}^h \end{pmatrix} \quad (10)$$

$$A^h = \begin{pmatrix} \lambda_1^h & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \lambda_2^h & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & \lambda_r^h \end{pmatrix} \quad (11)$$

낮은 우선권을 갖는 서비스는 다음과 같이 표현된다.

$$Q^l = \begin{pmatrix} 1 - \sum_{j=2}^r p_{1j}^l & p_{12}^l & \dots & p_{1r}^l \\ p_{21}^l & 1 - \sum_{j=1, j \neq 2}^r p_{2j}^l & \dots & p_{2r}^l \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ p_{r1}^l & p_{r2}^l & \dots & 1 - \sum_{j=1}^{r-1} p_{rj}^l \end{pmatrix} \quad (12)$$

$$A^l = \begin{pmatrix} \lambda_1^l & 0 & \dots & 0 \\ 0 & \lambda_2^l & \dots & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & \lambda_r^l \end{pmatrix} \quad (13)$$

높은 우선권을 갖는 서비스와 낮은 우선권을 갖는 서비스의 중첩은 다음과 같다.

$$Q = Q^h \otimes Q^l \quad (14)$$

$$\Lambda = \Lambda^h \otimes \Lambda^l \quad (15)$$

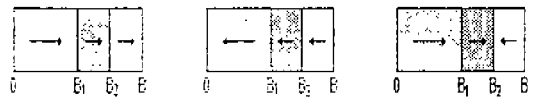
우선권이 할당된 셀 도착이 j 번째 소스에서 버퍼 초과와 원인이 될 때 $G_i^h(x)$ 를 다음과 같이 구한다.

$$G_i^h(0) = \begin{pmatrix} \Lambda_1^h Q_1^h & \Lambda_2^h Q_2^h & \dots & \Lambda_{N-1}^h Q_{N-1}^h & \Lambda_N^h Q_N^h \\ 0 & \Lambda_1^h Q_1^h & \dots & \Lambda_{N-2}^h Q_{N-2}^h & \Lambda_{N-1}^h Q_{N-1}^h \\ \vdots & \ddots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \dots & \ddots & \Lambda_1^h Q_1^h & \Lambda_2^h Q_2^h \\ 0 & \dots & \dots & 0 & \Lambda_1^h Q_1^h \end{pmatrix} \quad (16)$$

$$G_i^h(1) = \begin{pmatrix} \Lambda_1^h Q_1^h & \Lambda_2^h Q_2^h & \dots & \Lambda_N^h Q_N^h & \sum_{i=1}^N \Lambda_i^h Q_i^h \\ 0 & \Lambda_1^h Q_1^h & \dots & \Lambda_{N-1}^h Q_{N-1}^h & \sum_{i=1}^{N-1} \Lambda_i^h Q_i^h \\ 0 & \ddots & \ddots & \vdots & \vdots \\ \vdots & \dots & \Lambda_1^h Q_1^h & \Lambda_2^h Q_2^h & \sum_{i=1}^2 \Lambda_i^h Q_i^h \\ 0 & \dots & 0 & \Lambda_1^h Q_1^h & \sum_{i=1}^1 \Lambda_i^h Q_i^h \end{pmatrix} \quad (B_2 \leq b \leq B, 1 \leq i \leq N)$$

우선권 셀의 수가 슬롯에서 소스로부터 서버로 모두 전송될 확률을 나타내는 $G_i^h(z)$ 는 다음과 같다.

$$G(z)^h = \sum_{\sum_{i=1}^N x_i = z} G_1^h(x_1) \otimes \dots \otimes G_N^h(x_N) \quad (0 \leq z \leq N) \quad (17)$$



(그림 3) 우선권 할당된 셀의 반응 혼잡 제어에서의 버퍼 내용의 변화

(Fig. 3) Change of buffer content in reactive congestion control with priority level

우선권이 부여된 것으로만 동작하는 범위는 버퍼 우선권 임계값 B_1 과 B_2 사이의 영역이 되고 B_2 와 B 사이

의 영역은 우선권 셀의 도착에 대한 반응 혼잡 제어를 적용한다.

전체 우선권 셀의 천이 확률 행렬 Q^h 는 다음과 같다.

$$Q^h = \begin{pmatrix} L_{0,0}^h & L_{0,1}^h & \cdots & L_{0,B}^h \\ L_{1,0}^h & L_{1,1}^h & \cdots & L_{1,B}^h \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ L_{B,0}^h & L_{B,1}^h & \cdots & L_{B,B}^h \end{pmatrix} \quad (18)$$

우선권이 할당된 경우의 평형 상태 확률 벡터를 다음과 같이 얻을 수 있다.

$$P^h Q^h = P^h, \quad P^h e^h((B+1)q) = 1 \quad (19)$$

$$P^h = [P_0^h, \dots, P_b^h, P_B^h],$$

$$P_b^h = [\dots, P^h(b, k_1, s_1, \dots, k_R, s_R), \dots], \quad (20)$$

$$0 \leq k_j \leq K_j, \quad s_j = 1, 2, \quad (0 \leq j \leq N)$$

여기서 제어 슬롯의 시작부에서의 평형 상태 확률을 사용하여 임의의 슬롯에서 우선권이 할당된 셀의 손실 확률을 유도한다. 평형 상태 확률 P^h 를 사용하여 손실된 우선권 셀의 평균 갯수 $R_{lost,j,t}^h$ 를 j 번째 소스의 제어 슬롯의 t 번째 슬롯에서 얻는다. $R_{lost,j,t}^h$ 는 다음과 같이 주어진다.

$$R_{lost,j,t}^h = \sum_q \Pr(D_2 = b) \pi_{b,t}^h(k_1, s_1, \dots, k_R, s_R) \times \sum_{i=K_j+2-k_j}^{N_{s,j}} \lambda_{s,j}^h(i) [i + k_j - (K_j + 1)]. \quad (21)$$

우선권을 갖는 셀의 반응 혼잡 제어에서 소스의 손실을, $R_{lost,j,t}^h$ 를 다음과 같이 얻을 수 있다.

$$R_{lost,j}^h = \frac{\sum_{t=0}^{2\tau} R_{lost,j,t}^h}{2\tau + 1} \quad (22)$$

서버 큐에서 제어 슬롯의 t 번째 슬롯에서의 손실된 셀의 평균 갯수 $R_{lost,t}^h$ 를 구한다. $R_{lost,t}^h$ 는 다음과 같다.

$$R_{lost,t}^h = \begin{cases} \sum_{b=B_2-N}^B \sum_{y=B_2-b}^N P_b^h Q_b^h(y) e^h(q) \{b+y-(B+1)\} & (t=0) \\ \sum_{b=0}^B \sum_{x=B_1-N}^B \sum_{y=B_2-x}^N P_b^h M_{b,t-1}^h(x) Q_b^h(y) e^h(q) \{x+y-(B+1)\} & (1 \leq t \leq 2\tau) \end{cases} \quad (23)$$

서버에의 손실된 우선권 셀의 평균 개수 R_{lost}^h 는 다음과 같다.

$$R_{lost}^h = \frac{\sum_{t=0}^{2\tau} R_{lost,t}^h}{2\tau + 1} \quad (24)$$

따라서 전체 시스템에서 우선권 셀 손실 확률은 다음과 같다.

$$P_{lost}^h = \frac{\sum_{j=1}^N R_{lost,j}^h + R_{lost}^h}{\sum_{j=1}^N \Lambda_j^h} \quad (25)$$

Λ_j^h 는 j 번째 소스에서 우선권이 할당된 트래픽의 도착률이다.

$P_{s,j,t}^h(k_j)$ 와 $P_{s,t}^h(b)$ 를 j 번째 소스의 우선권 셀의 수에 대한 확률이라 가정하면 서버는 다음과 같이 구할 수 있다.

$$P_{s,j,t}^h(k_j) = \sum_{\sigma_k} \Pr^h(B_2 = b) \times \pi_{b,t}^h(k_1, s_1, \dots, k_j, s_j, \dots, k_R, s_R), \quad (1 \leq j \leq N) \quad (26)$$

$$P_{s,t}^h(b) = \sum_{b=0}^B P_b^h M_t^h(b) e(q)$$

j 번째 소스와 서버에서의 우선권 셀의 평균 길이, $L_{q,1}^h$ 와 $L_{q,2}^h$ 는 다음과 같다.

$$L_{q,1}^h = \frac{\sum_{t=0}^{2\tau} \sum_{k_j=0}^{K_j} k_j P_{s,j,t}^h(k_j)}{2\tau + 1}, \quad (1 \leq j \leq N)$$

$$L_{q,2}^h = \frac{\sum_{t=0}^{2\tau} \sum_{b=0}^B b' P_{s,t}^h(b)}{2\tau + 1} \quad (27)$$

j번째 소스와 서버의 전체 평균 대기 시간은 다음과 같다.

$$W_j^h = \frac{L_{q,j}^h}{\Lambda_j^h - R_{loss1,j}^h} + \frac{L_{q,2}^h}{\sum_{i=1}^N (\Lambda_i^h - R_{loss1,i}^h) - R_{loss2}^h} \quad (28)$$

6. 수학적 해석 결과 및 고찰

큐잉 모델 방법은 버스트 트래픽 소스들을 갖는 실제적인 경우들에 대해 비교적인 성능을 수행하기 위한 전송 방법을 위해 개발되게 된다. 하지만, 전송 방법도 마찬가지로 약간 더 좋은 처리량을 제공하게 된다는 점을 예상할 수 있다. 산술적인 계산에 있어, 모든 무한 합은 이 합이 매우 빠르게 수렴하기 시작이래로 몇 단계후에 정지될 수 있다.

두 개의 입력 프로세서들은 두 단계 MMPP 모델로 모델링되며 아울러 시스템은 0.86에서 구동되게 된다. 첫 번째 경우에 있어, 높은 우선 순위 클래스에 대한 평균 도착율(0.26)은 낮은 우선 순위 클래스에 대한 평균 도착율(0.6) 보다 더 낮다. 우선권이 있는 소스의 상태 천이 확률 Q^h 는 $Q_{12}^h=0.02$ $Q_{21}^h=0.03$ $Q_{22}^h=0.97$ 이고 우선권이 없는 소스의 상태 천이 확률 Q^h 는 $Q'_{11}=0.99$ $Q'_{12}=0.01$ $Q'_{21}=0.005$ $Q'_{22}=0.995$ 로 가정하였다.

그리고, 우선권이 할당된 반응 혼잡 제어 알고리즘에 대한 셀 손실 확률에서는 각각의 소스는 서버의 큐 길이, b가 임계치를 초과할 때까지 HOL 셀을 전송할 수 있다. 이때 반응 혼잡 제어는 서버에서 보내지는 제어 방법인 ECN이 신호를 제한하거나 전송하는 것이다.

그림 4는 우선권을 갖는 셀의 채널 용량에 따라 버퍼 임계값에 대한 손실확률이다. 소스의 수를 10으로 하고 버퍼의 임계값을 30으로 고정하였을 경우 우선권이 할당된 셀의 손실 확률을 채널 용량의 변화에 대하여 알아 보았다. 채널 용량이 소스의 수 절반을 기준으로 변화할 때 버퍼의 크기가 30인 경우 손실 확률이 $10^{-2.5}$ - 10^{-4} 정도 감소함을 알 수 있었다.

그림 5는 서버에 도착한 전체 도착율에 대한 셀 손실 확률이다. 우선권이 있는 반응 혼잡 제어에서 전체 도착율이 감소함에 따라 셀 손실율도 감소한다. 셀손실 확률은 QOS가 10^{-6} 보다 작다는 것을 가정하

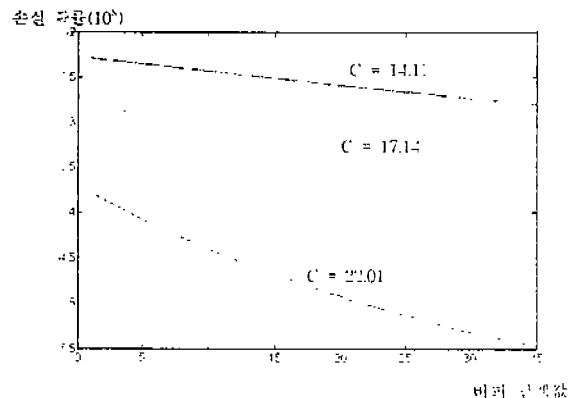
면, 서버가 수용할 수 있는 최대 트래픽량은 0.44에서 약 0.57까지 증가한다.

그림 6은 버스트 트래픽에 대한 셀 손실 확률이다. 전체 도착율을 일정하게 유지시킬 때, 각 소스의 도착률과 입력 트래픽의 천이 확률을 변화시킴으로써 버스트 트래픽이 변화된다. ON-상태에서는 증가하고 OFF-상태에서는 셀 손실 확률의 변화가 없다.

그림 7에서 버스트길이에 대한 셀 손실 확률이다. 셀 손실 확률에서 QOS가 10^{-6} 보다 작은 경우 우선권이 없는 반응 혼잡 제어 보다 4배 정도 버스트 길이의 입력 트래픽을 허용 할 수 있다.

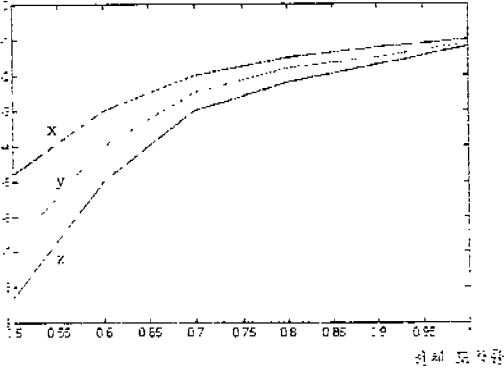
그림 8은 소스에 도착한 전체 도착율에 대한 셀 손실 확률이다. 즉, 소스를 가지는 경우에 있어서 셀손실 확률을 나타낸다. 이 경우는 많은 수의 소스들로 구성되는 시스템일지라도 우선권 반응 혼잡 제어가 적용되어 시스템의 효율이 향상됨을 알 수 있었다. 즉, 우선권 반응 혼잡 제어 알고리즘의 전체 트래픽은 소스의 수가 증가하여도 효과적이다.

그림 9는 서버에서 전체 도착율의 변화에 대한 평균 대기 시간이다. 즉, 평균 대기 시간에서 소스와 서버에서 소비된 총평균 대기시간을 보여준다. 셀들은 혼잡 제어하에서 더 긴 시간 동안 대기하게 된다. 이 경우 전송된 셀들이 서버 큐의 길이를 증가시키기 때문에 개선된다.



(그림 4) 우선권을 갖는 셀의 채널 용량에 따른 버퍼 임계값에 대한 손실 확률
(Fig. 4) Loss probability vs. buffer capacity in priority cells with different channel capacity

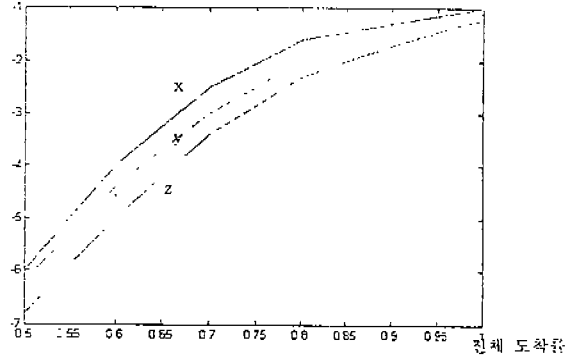
손실 확률(10%)



(그림 5) 서버에 도착한 전체 도착률에 대한 셀 손실 확률 (Fig. 5) Cell loss probability vs. total arrival rate at server

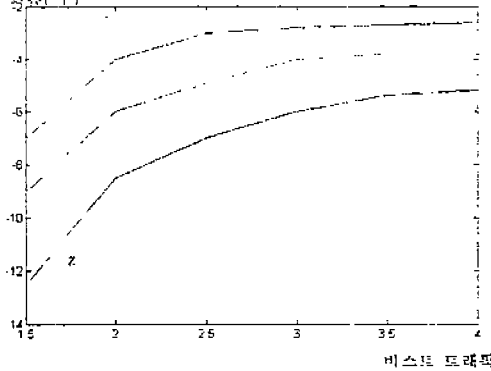
- x: 우선권과 반응 혼잡 제어가 고려되지 않은 경우
- y: 우선권과 할당만 고려된 경우
- z: 우선권 할당과 반응 혼잡 제어가 고려된 경우

손실 확률(1%)



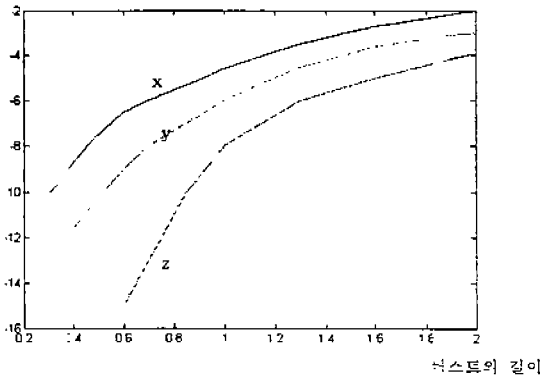
(그림 8) 소스에 도착한 전체 도착률에 대한 셀 손실 확률 (Fig. 8) Cell loss probability vs. total arrival rate at source

손실 확률(1%)



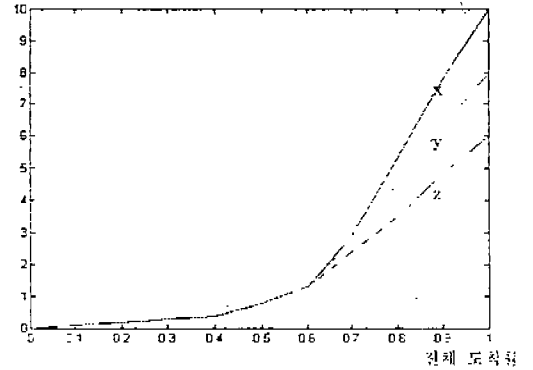
(그림 6) 버스트 트래픽에 대한 셀 손실 확률 (Fig. 6) Cell loss probability vs. traffic burstiness

손실 확률(1%)



(그림 7) 버스트의 길이에 대한 셀 손실 확률 (Fig. 7) Cell loss probability vs. traffic burst-length

대기시간



(그림 9) 서버에서 전체 도착률의 변화에 대한 평균 대기 시간 (Fig. 9) Average waiting time vs. total arrival rate at server

7. 결 론

본 논문은 ATM 멀티플렉서에 입력되는 ON/OFF 소스에 우선권 클래스를 부여하여 증첩된 소스를 효율적으로 제어하는 우선권을 갖는 반응 혼잡 제어에 관하여 연구하였다. 우선권 클래스는 우선권이 있는 셀과 우선권이 없는 셀로 구분되어 있고, 반응 제어는 버퍼를 사용하여 망의 효율을 높이하고자 하였다.

본 논문에서 소스의 도착 과정은 2-상태 MMPP 방법에 의해 근사되었고, 도착 프로세서는 MMPP/D/1/K 모델을 사용하였다. 트래픽 제어는 부분 버퍼 공

유 방법을 사용하여 버퍼 용량이 임계값을 초과할 때 우선권이 없는 셀을 선택적으로 버리는 손실 우선권 제어 메카니즘을 사용하였다.

본 논문에서 부분 버퍼 공유 기법을 사용하는 반응 혼잡 제어를 연구하여 망 자원의 이용율을 향상시키고자 하였다. 도착 프로세스는 버스트 트래픽 소스에 대한 실제 경우에 대해 분석하였다. 수치적인 결과에서는 분명히 두가지의 우선권을 갖는 서비스를 제공하는 것이 향상된 서비스를 제공할 수 있음을 보이고 있다. 이 모델을 다른 경우에 대해서도 확장하여 적용할 수 있을 것으로 사료되며 보다 복잡한 경우에 대해서도 적용이 가능할 수 있으리라 사료된다.

우선권을 갖는 경우와 반응 혼잡 제어에서 셀 손실 확률을 구하므로써 망의 효율을 평가하였다

본 논문의 해석을 통하여 임계값의 적절한 설정이 시스템의 QoS 성능에 영향을 끼치고, 일정한 소스의 수 조건에서 채널 용량 변화에 따라서 우선권이 있는 셀과 우선권이 없는 셀의 손실 확률이 개선된 것을 알 수 있었다. 즉, 소스 수의 절반을 기준으로 채널 용량을 할당하였을 때, 우선권이 없는 셀은 $10^{-1} \sim 10^{-3}$ 까지 손실 확률의 감소를 나타내었고, 우선권이 있는 셀은 39%~42% 정도의 감소를 나타내었다. 그러므로, 채널 용량과 멀티플렉싱 되는 소스 수를 QoS 조건에 알맞은 셀 손실률로 제어함으로써 대역폭 할당을 능동적으로 처리하는 통계학적 멀티플렉싱을 구현할 수 있었다.

앞으로의 연구 분야로는 ATM 네트워크에서 효율적인 대역폭 관리와 QoS의 향상을 위하여, 여러 가지 우선권 클래스를 부여하는 방법과 다 차원 소스에 대한 정확한 수치 해석을 통하여 보다 효율적인 통계학적 예방 혼잡 제어에 관한 연구가 필요하다고 사료된다.

참 고 문 헌

- [1] Andrea Baiocchi, Nicola Blefari Melazzi, "Loss performance analysis of an ATM Multiplexer loaded with high-speed ON/OFF source", IEEE J. Select. Areas comm., vol. 9, April. 1991.
- [2] A. I. Elwalid, D. Mitra, and T. E. Stern, "Statistical multiplexing of Markov modulated sources :Theory and computational algorithms," in Proc. ITC-13, Copenhagen, June 1991, pp. 495-499.
- [3] R. Guerin, H. Ahmaid, and M. Naghshineh, "Equivalent capacity and its application to bandwidth allocation in high speed networks," IEEE J. Select. Areas comm., vol. 7, Aug. 1991.
- [4] N. Yin, S. Q. Li, and T. E. Stern, "Congestion control for packet voice by selective packet discarding," IEEE Trans. comm., vol. 38, pp. 674-683, 1990.
- [5] Hiroshi Saito, Masatoshi Kawarasaki, Hiroshi Yamada, "An analysis of statistical multiplexing in an ATM transport network," IEEE j. Select. Areas. comm., vol. 9, pp. 359-367, 1991.
- [6] Hiroshi Yamada, Shuichi Sumita, "A traffic measurement method and its application for cell loss probability estimation in ATM network," IEEE j. Select. Areas. comm., vol. 9, pp. 315-323, 1991.
- [7] H. Kroner, G. Hebuterne, P. Boyer, and A. Gravey, "Priority management in ATM switching nodes," IEEE J. Select. Areas comm., vol 9, pp. 418-427, 1991.
- [8] J. Y. Le Boudec, "An efficient solution method for Markov models of ATM links with loss priorities," IEEE j. Select. Areas. comm., vol. 9, pp. 408-417, 1991.
- [9] S. Q. Li, "Study of information loss in packet voice systems," IEEE Trans. comm., vol. 37, pp. 1192-1202, 1989.
- [10] A Thomas. J.P. Coudreuse, and M. Servel, "Asynchronous time-division techniques:an experimental packet network integrating video communications," in Proc. ISS'84, Florence, Italy, May 1984, pp. 32C.2.1-32C.2.7.
- [11] K. Sato, S. Ohta, and I. Tokizawa, "Broad-band ATM network architecture based on virtual paths," IEEE Trans. comm., vol. 38, pp. 1212-1222, Aug. 1990.
- [12] Y. Sato, and K. Sato, "Virtual path and link capacity design for ATM networks," to appear in IEEE J. Select. Areas comm., vol. 9, pp. 104-111,

Jan. 1990.

[13] L. Kleinrock, "Queueing Systems," Vol I, II Wiley.
 [14] Hiroshi Saito, "Telltraffic Technologies in ATM Network" ARTECH HOUSE, INC, 1994.
 [15] R. O. ONVURAL, "ATM Network: Performance Issues" ARTECH HOUSE, INC, 1994.



박 동 준

1989년 광운대학교 전자공학과 졸업(학사)
 1991년 광운대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)
 1991년~현재 광운대학교 대학원 박사과정 재학 중



김 형 지

1984년 광운대학교 전자공학과 졸업(학사)
 1987년 광운대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)
 1991년~현재 광운대학교 대학원 박사과정 재학 중



이 상 훈

1983년 광운대학교 응용전자공학과 졸업(학사)
 1987년 광운대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사)
 1992년 광운대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학박사)

1990년~현재 광운대학교 전산원 조교수
 광운대학교 신기술 연구소 연구원