

멀티미디어 통신에서 결정론적 서비스를 이용한 트래픽 지연 보장

박종선* 오수열**

Traffic Delay Guarantee using Deterministic Service in Multimedia Communication

Jong-Sun, Park* Soo-Yeol, Oh**

요 약

광역통신망에서 실시간 멀티미디어 응용은 보장된 통신 서비스 성능을 요구한다. 따라서 트래픽이 버스트 할 때 망 내에서 자원을 예약하여 통신망 접속시 최대 셀율을 기반으로 연결수락 가능 범위를 높인다. 본 논문에서 결정론적 지연 범위를 이용하여 모든 접속에서 최대 전송율의 합이 링크 속도 보다 더 커질 때 버스트 상태의 트래픽에 대한 종단간 트래픽 지연이 보장됨을 보인다. 단일 스위치로부터 망의 종단간 지연 보장을 위해서 연결별 트래픽 특성을 고려하여 지연 범위를 유도하여 연결 수락 가능한 네트워크 부하율을 개선시킬 수 있다. 결정론적 서비스를 이용한 멀티미디어 전송에서 제안한 버퍼링 시스템은 서비스 품질에 영향을 주지 않고, 종단간 지연 범위를 보장하면서, 버스트 트래픽 특성에 따라 지연이 증가하여도 네트워크의 부하를 감소시킬 수 있다. 제안된 방식은 실시간 트래픽 서비스 외에도 비실시간 트래픽 서비스를 수용할 수 있는 다양한 형태의 일반적 네트워크 환경에서도 효율적인 적용이 가능하다.

Abstract

The real multimedia application in wide area communication needs the guaranteed performance of communication service. Therefore, the resource is reserved at the moment of traffic burst and the region of connection admission possibility is widened at the basis of maximum cell rate. This of study shows that the end-to-end traffic delay to the traffic of burst state is guaranteed when the total of maximum transmission rate is higher than link speed by using the region of deterministic delay.

* 목포과학대학 컴퓨터정보과 조교수

** 목포대학교 정보공학부 컴퓨터공학전공 교수

The network load rate of connection admission can be improved by the inducement of delay bounds consideration each traffic characteristic to guarantee the end-to-end delay of network from single switch. This suggested buffering system using deterministic service do not give any influence to service quality and can guarantee the bounds of end-to-end delay.

And it can also reduce the load of network even if the delay is increased according to the burst traffic characteristic. The above suggested system can be applied effectively to the various kinds of general network specification which admit both real time traffic service and non-real time traffic service.

I. 서론

멀티미디어 통신망 고속의 전송 기능을 가지고 다양한 서비스를 유연하게 수용할 수 있는 ATM 기술을 기반으로 하여 사용자가 원하는 정보를 실시간 서비스를 위하여 각각의 응용 서비스 연결에 요구되는 서비스 품질을 만족시켜야 한다.

ATM은 셀 스위칭 기법을 기반으로 하고, 다중 QoS를 지원하므로 통계적 다중화는 채널의 효율성을 향상시키지만 셀 손실과 셀 지연을 유발하게 되어 통신 서비스에 대한 품질 저하를 가져온다. 또한 트래픽의 버스트 속성은 어느 시점에 트래픽의 폭주를 유발할 수 있으며, 시간에 따른 전송을 변화는 셀 지연과 셀 손실에 대한 제어 어렵게 한다. 따라서 트래픽의 버스트와 전송을 변화로 발생하는 셀 손실과 셀 지연을 줄이고, 다양한 트래픽의 속성을 만족시키기 위해 새로운 서비스 기법이 요구된다.

노드에서 우선 순위를 보장하는 보장된 서비스 기법으로는 영상 신호와 같이 지연에 민감한 경우는 통계적 접근(statistical approach)과 연산적 접근 방식(operational approach)으로 해결할 수 있다[1]. 전자는 소스의 통계적 성질 즉, 셀의 피크, 평균, 그리고 표준편차와 같은 트래픽 파라미터를 예측하여 이용할 수 있다. 이 방식은 잠재적으로 높은 네트워크 효율성을 갖지만 각기 다른 성질을 갖는 영상 트래픽의 bustiness와 시간적 상호 관계에 적합하지 못하며, 구현 자체가 복잡하다는 단점을 가지고 있으며, 확률적 보장만을 해준다는 것이다. 후자는 확률론적 방식과 결정론적 방식을 포함한 방식으로서 무 손실 서비스를 위한 것이며, 유한정한 n 개의 프레임 정보를 모니터링을 통해서 트래픽 억압 함수를 구한 후, 그 유형을 반복하여 상한 바운드를 구하여 특성화시키는 방법이다.

확률론적 서비스는 통계적 다중화에 의해 더 높은 망의 이용율을 가질 수 있으나 셀 손실과 셀 지연을 유발하게 되며, 또한 버스트 트래픽에 약하여 통신 서비스에 대한 품질 저하를 가져온다. 결정론적 서비스는 트래픽 억

압 함수의 복잡도가 높을 수 있으나, 성능의 범위가 최악의 경우에 있어서 모든 패킷에 대해서도 보장되며, 무 손실 서비스를 위해 한정된 유한개의 정보를 모니터링 한 후 트래픽을 특성화하여 정확한 연결 수락 가능 범위를 높일 수 있다.

본 논문에서는 제안된 버퍼링 시스템에 결정론적 서비스를 이용하여 서비스 품질을 보장하며, 네트워크 자원들을 예약하여 정확한 연결 수락을 통해 네트워크 이용율을 향상시킨다. 결정론적 서비스의 구현을 위해 중요한 요소로는 연결에서 트래픽을 구체화할 수 있는 트래픽 특성화이다. 결정론적 서비스를 이용한 네트워크 상에서의 트래픽 특성화는 수락 제어 함수와 정책 결정 방법에서 사용된다. 연결 설정시 수락 제어 함수가 존재하는 다른 연결의 QoS를 보장하면서 새로운 연결을 설정할 수 있는지에 대해 결정을 하며, 연결이 결정된 후에는 정책 결정 방법은 네트워크에 연결된 모든 연결들의 QoS를 보장한다. 결정론적 서비스에 의한 트래픽 특성화는 정확해야 하며, 만약 트래픽 특성화가 실제 트래픽보다 많은 트래픽을 규정한다면 수락 제어 함수는 새로운 연결 설정시 네트워크 자원을 과대 평가하게 되어 네트워크의 이용율을 낮추는 결과를 초래할 수 있다. 실시간 트래픽에서 정확한 억제 함수는 복잡한 정책 결정 방법을 필요로 하게 되며, 트래픽 특성화의 선택은 결국 정교한 수락 제어와 정책 결정 방법을 구현하기 위해 요구되는 간소 함수 사이의 trade-off이다. 그리고 성능 보장을 요구하는 많은 노드에서 압축 영상과 같은 버스트 소스들은 접속에 대한 최대 속도를 기반으로 새로운 요구는 모든 접속에 대한 최대 속도의 합이 링크 속도에 이를 때 거절한다. 따라서 망의 최대속도 대 평균속도의 비율이 높을 때 보장된 서비스 트래픽에서 사용되며, 따라서 모든 접속에 대한 최대 속도의 합이 링크 속도 보다 클 때 해결 방안을 유도하여 서비스 이용율과 트래픽 버스트간의 관계를 이해한다.

본 논문에서는 실시간 채널 내에서 결정론적 서비스 보장은 모든 접속에 대한 최대 속도의 합이 링크 속도보다 더 클 때 제공되어질 수 있다. 그리고 평균 네트워크의 이용율은 트래픽이 버스트 할 때에 결정론적 서비스를 이용하여 달성될 수 있다. 결정론적 서비스는 단일 스위치 네트워크에서 다른 접속으로부터 패킷들은 각 스위치에서 다중화 되어 접속시 입력 트래픽의 특성화를 만족시킨다. 트래픽 패턴 왜곡은 망 내부에서 성능 보장이 어려우므로 트래픽 패턴을 재구성하여 문제를 해결한다.

II. 결정론적 트래픽 지연 분석 모델

2.1 트래픽 전송 지연 특성

ATM망에서의 서비스 품질은 ATM이 셀 단위로 정보를 전송하므로 셀 레벨에서의 품질을 유지하는 것이 중요하며, 셀 전송 지연은 전송 대기 시간을 포함한 하나의 셀이 송신측에서 수신측까지 도달하는데 소요되는 시간으로 두 지점간의 셀 전송 지연은 (그림 1)과 같이 나타낼 수 있다. 지연 범위에 관한 요구는 실시간 멀티미디어 서비스에서 특히 중요성을 갖는데 전송 지연은 교환 지연, 대기 지연 그리고 전송 선로에서의 전달 지연 등의 세 가지 지연으로 구성된다.[9] 교환 지연은 교환기 내부에서 발생하는 대기 지연이나 전달 지연에 비해 무시할 만큼 작고, 전달 지연 전송 선로의 속도나 길이에 의해 쉽게 결정되므로 이후부터는 전송 지연 중에서 큐 서비스 방식에 의해 발생하는 대기 지연을 중점으로 고려한다. 특히 전송 대기 지연은 전송될 트래픽량에 따라 전송 지연량의 변동이 일어나므로 정보를 다시 복구시킬 때 이 전송지연이 변동량을 흡수하여야 한다.

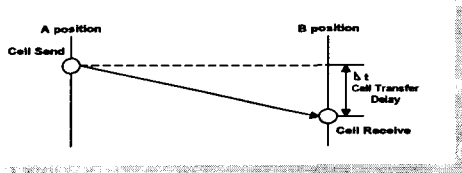


그림 1. 두 지점간의 셀 전송 지연
Fig. 1 Cell transmission delay between two nodes

실시간 통신 응용에 연결수락 과정을 효율적으로 수행하기 위해 망에서 보장된 성능을 제공해야 한다. 따라서 스위칭 노드에서 최소의 성능을 보장하는 자원 관리 정책, 특히 출력 링크에 대한 적절한 스케줄링 정책을 사용해야 한다. 현재까지 연구된 스케줄링 정책은 작업보존과 비작업보존 스케줄링으로 분류될 수 있다.

작업보존 스케줄링은 링크의 대역폭을 최대로 사용하는 장점을 가지고 있으나 큰 지터 시간 및 버퍼를 요구하

는 문제점이 있으며, 비작업 보존 스케줄링은 각 스위칭 노드에서 패킷 스트림의 지연과 지터 그리고 버퍼 요구량을 줄이는 특징이 있다. 이와 같이 각 패킷에 적절한 시간을 할당하는 것은 각 채널로부터 입력 트래픽을 정상적인 트래픽 패턴으로 구체화하면, 스케줄러는 채널로부터 실시간 패킷의 전송을 명령한다. 대부분 비작업 보존의 규율은 이러한 분류에 속하거나 또는 속도 제어기와 스케줄러의 적절한 선택은 속도가 제어된 서비스 규율에 의해 실행되어지는 Stop-and-Go[2], Hierarchical Round Robin[3], Delay-EDD[4] 그리고 Rate-Controlled Static Priority[5] 등이 고속 망을 위해 제안되었다.

본 논문에서는 (그림 2)와 같이 출력 버퍼링의 시스템 모델을 갖는 Delay-EDD(Delay-Earliest Due Date) 방식의 변형을 이용한다. 이 방식은 각 서버가 소스에서 서비스 계약을 협상하여 지연과 대역폭 할당을 분리하여 계산함으로써 다른 기법과 차별화 되며, 이러한 개념은 패킷이 모두 항등물로 도착하면 연결수락제어를 위해 할당된 지연 파라미터로 표현되는 시간 범위에서 트래픽 지연의 보장을 가능하게 한다[6, 7].

트래픽 모델은 영상회의, 영상교육 그리고 압축된 비디오를 포함한 버스트 한 실시간 멀티미디어 트래픽 특성과 요구사항을 만족시키기 위해 노드에 의해 제공된다. 이러한 트래픽 모델에서 실시간 채널은 트래픽 성능 파라미터와 관계되어 각각의 네트워크 접속이 다음 파라미터 (X_{min} , X_{ave} , S_{max} , I)에 의해 구성된다.

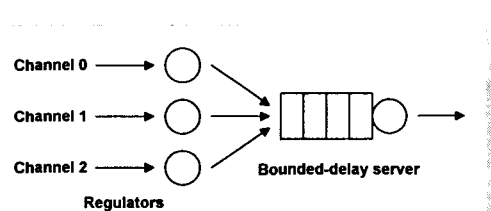


그림 2. 출력 버퍼링 시스템 모델
Fig. 2 The output buffering system model

X_{min} 은 패킷의 최소 상호도착 시간, X_{ave} 는 평균 상호도착 I 를 초과하여 연산된 평균 상호 도착시간으로 최악의 경우에 의해 X_{ave} 는 I 기간의 가장 버스트한 기간 동안 평균 상호 도착 시간, I 는 평균적인 간격 즉, X_{ave} 가 연산되는 평균 기간, S_{max} 는 최대 패킷의 크

기이다. 이러한 파라미터는 종단간 지연 및 최대 셀 손실율과 같은 실행 파라미터를 제공한다. 이러한 트래픽 모델에서 해석 식은 <표 1>과 같다. 여기서 l 은 링크 속도이다. 트래픽 표현자의 파라미터($X_{min}, X_{ave}, S_{max}, l$)를 만족하는 트래픽 소스는 l 기간 동안 $\lceil l/X_{ave} \rceil$ 보다 많은 패킷을 생성하지 않는다. <표 1>에서 X_{ave}/X_{min} 는 평균율 대 최대율의 비 즉, 트래픽의 버스트 비율이다. 여기서 버스트 비율이 클수록 더욱 버스트한 트래픽이다.

표 1. 트래픽 모델에 대한 분석 식
Table 1. Analysis of traffic model

Peak cell rate	$\frac{S_{max}}{X_{min} \times l}$
Upper bound on average rate over l	$\frac{S_{max}}{X_{ave} \times l}$
Burst ratio	$\frac{X_{ave}}{X_{min}}$
Maximum burst size	$\frac{l}{X_{ave}} X_{min}$

본 논문에서는 트래픽 모델에 대한 <표 1>의 분석 식을 이용하여 결정론적 서비스 보장을 고려한다. 결정론적 지연 범위 \bar{D} 를 가진 채널을 위해 모든 패킷의 지연은 결정론적 서비스에서 트래픽 표현자를 위반하지 않는다. 실시간 채널은 데이터가 전송되기 전에 설치할 필요가 있으며, 이 채널 설치의 다음과 같은 방법에 의해 달성된다. 노드는 결정론적 보장의 트래픽 특성과 망에서 종단간 성능 요구사항으로 종단간 파라미터를 각 노드에서 근거리 파라미터로 전환하고, 이들 노드에서 자원을 확보하기 위해 가장 적절한 경로를 결정한다. 성능 보장을 위해서 제어에 관한 두 레벨이 필요하다. 하나는 채널 레벨에서 채널 수락 제어 알고리즘으로 각 채널에 대한 자원을 확보하고 실시간 트래픽에 의해 망의 최대 이용을 제한한다. 다른 하나는 패킷 레벨에서 각 스위치의 서비스 규율은 다중화 정책을 결정하고 다른 채널에게 자원을 할당한다.

본 논문에서는 새로운 채널 요구를 수락하기 전에 실시간 서비스를 만족시키기 위해 다음 세 가지 테스트를 실시한다. 첫째, 1 보다 적은 피크 이용을 제한한 결정론적 테스트, 두 번째, 스케줄링 포화상태를 피하는 지연 범위 또는 스케줄링 테스트, 세 번째, 충분한 버퍼 공간

에서 유효성을 보장하는 버퍼 테스트, 그리고 본 논문에서 목적을 위한 결정론적 테스트는 식 (1)과 같다.

$$\sum_{j=1}^n \frac{1}{X_{min_j}} \times \frac{S_{max_j}}{l} < 1 \quad (1)$$

여기서 l 은 링크 속도이고, n 은 링크를 통과하는 채널들의 수이다. 이러한 테스트들은 결정론적 지연 범위를 제공하며, 또한 링크에서도 결정론적 서비스 보장은 최대 속도의 합이 링크 속도보다 적어 다소 제한적이다. 만약 피크율 대 평균율의 비가 높으면 실시간 트래픽에 의한 평균 링크 이용율은 낮게 된다.

2.2 실시간 트래픽의 결정론적 지연 분석

본 논문에서 모든 실시간 채널에 대한 평균 속도의 합이 링크 속도보다 적으므로 실시간 채널에 대한 최대 속도의 합이 링크 속도보다 더 클 때에 결정론적 지연 범위를 얻을 수 있고, 그 결과 FCFS와 같은 서비스 규율에서도 유지된다. 채널은 유동적인 트래픽 모델(σ, ρ)을 사용하여 트래픽 표현자를 만족시킨다(8). 만약 어떤 시간 간격의 길이 (u)를 위해서 도착한 비트의 수는 $\sigma + \rho u$ 보다 더 많지 않으며, 여기서 사용하는 모델은 이산적인 모델이다.

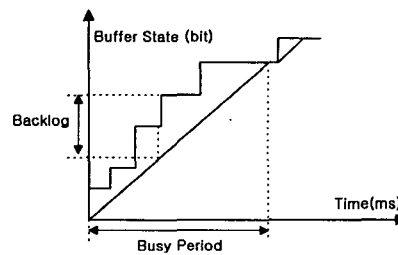


그림 3. 지연, 재고(backlog) 및 활성기간
Fig. 3 The delay backlog and busy period

지연 특성 분석을 위한 (그림 3)에서 수직축은 시간이며, 상위 곡선은 시간의 원점 이후로 도착한 비트들의 합이다. 패킷의 각 도착은 이 곡선에서 위쪽으로 상향되는 원인이 되며, 더 낮은 곡선은 전송되어저은 비트들의 수이다. 두 곡선간의 차이점은 재고(backlog) 함수에 있다. 작업을 보존하는 서버는 백로그일 때 일정한 속도에서 항

상 패킷을 전송하며 도착곡선과 서비스곡선이 만나는 점 또는 재고가 0(zero)인 점은 시간축을 활성화기간과 휴지 기간으로 나눈다. 여기서 \overline{Smax} 이 링크를 넘어 전송될 수 있는 최대 패킷 크기이고, l 이 링크 속도일 때 다음 두 개의 명제에 따른다.

명제 1 : 작업을 보존하는 실시간 스케줄러를 위해 만약 주어진 트래픽 억압을 만족시키는 입력 트래픽에 대한 어떤 값(realization)을 위해서 활성화기간의 최대 길이는 \overline{d} 보다 더 크지 않다. 이때 $\overline{d} + \overline{Smax}/l$ 은 모든 패킷에 대한 지연을 위한 상위 범위이다.

명제 2 : FCFS 실시간 스케줄러를 위해 만약 주어진 트래픽 표현자를 만족시킬 입력 트래픽에 대한 어떤 값을 위해서 링크 속도에 의해 나누어진 최대 실시간 트래픽 재고는 \overline{d} 보다 더 크지 않다. 그때의 $\overline{d} + \overline{Smax}/l$ 은 모든 패킷에 대한 지연을 위한 상위 범위이다.

실시간 패킷들 보다 더 낮은 우선 순위를 가지는 비 실시간 패킷의 결과에 대한 계산은 패킷 전송이 시작된 이후에는 선점될 수 없는 경우를 제외하고, \overline{Smax}/l 은 지연범위 내에 포함된다. 지연 범위를 유도하기 위해 양 명제에서 상위 범위(busy period 또는 backlog의 길이)는 입력 트래픽 값을 위해서 계산이 필요하다. 만일 입력 트래픽의 최악의 값을 알고 최대 상위 범위 값을 주면 스케줄러를 정확히 분석할 수 있으며 또한 지연 범위를 정확히 계산할 수 있다.

트래픽 억압 함수 $\overline{b}(\cdot)$ 의 분석은 어떤 길이 간격 u 동안에 채널 j 에 도달할 $Xmin_j, Xave_j, I_j, Smax_j$ 수 있는 최대 비트 수를 정의하는 것이다. 이산적 모델에 따라 트래픽 소스를 위해서 $\overline{b}_j(u)$ 는 다음 식 (2)와 같다.

$$(\min(\lceil \frac{u \bmod I_j}{Xmin_j} \rceil, \lceil \frac{I_j}{Xave_j} \rceil) + \lceil \frac{u}{I_j} \rceil \lceil \frac{I_j}{Xave_j} \rceil) Smax_j \quad (2)$$

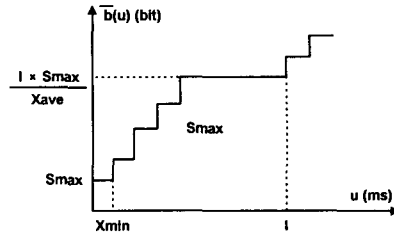


그림 4. $Xmin, Xave, I, Smax$ 의 트래픽 억압 함수
Fig. 4 The constraint function of traffic

그림 4는 트래픽 표현자($Xmin, Xave, Smax, I$)를 가진 채널을 위해 함수 $\overline{b}(\cdot)$ 를 설명하기 위한 FCFS 스케줄러의 지연 범위는 다음 이론과 같다.

이론 1 : FCFS 스케줄러와 링크 속도 l 을 가진 링크에서 다중화된 채널 n 이 있으면, 만약 채널 j 에서 트래픽 $j=1, \dots, n$ 을 위한 모든 채널에서 패킷의 지연은 \overline{d} 에 의해 범위를 갖는다. 여기서 \overline{d} 는 다음 식 (3)과 같이 정의된다.

$$\overline{d} = \frac{1}{l} \max_{\forall u \geq 0} \left\{ \sum_{j=1}^n \overline{b}_j(u) - l \times u + \frac{\overline{Smax}}{l} \right\} \quad (3)$$

증명 : 입력 트래픽의 값을 ξ 이고, 만약 s 가 순간 활성화주기의 시작시간, 그리고 t 가 활성화주기 내에서 순간 시간 값이면, 채널 j 에서 간격 (s, t) 동안에 도착한 비트들의 수를 $b_j^\xi(s, t)$ 로 정의한다. 이러한 값 ξ 에서 최대 재고는 식 (4)와 같다.

$$\begin{aligned} & \max_{\forall s, t} \left\{ \sum_{j=1}^n b_j^\xi(s, t) - l \times (t - s) \right\} \\ & \leq \frac{1}{l} \max_{\forall u \geq 0} \left\{ \sum_{j=1}^n \overline{b}_j(u) - l \times u \right\} \end{aligned} \quad (4)$$

명제 2로부터 ξ 은 독립적인 입력 트래픽의 값으로 식 (2)에 의해 정의된 \overline{d} 는 모든 채널로부터 패킷을 위한

지연 범위로서 다음 두 개의 추론에서 근접한 형태의 해결 방법이다. 추론 1은 $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq l$ 일 때의 경우를 고려하고, 추론 2는 $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} > l$ 일 때 동종 트래픽 소스인 경우를 고려한다.

추론 1 : FCFS 스케줄러와 링크 속도 l 을 가진 링크에서 다중화된 채널 n 이 있으면, 채널 j 가 트래픽 표현자($Xmin_j, Xave_j, I, Smax_j$), ($j = 1, \dots, n$)를 따른다고 가정한다. 만약 $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq l$ 이면, 그때의 모든 채널에서 패킷 지연은 \bar{d} 에 의해서 범위를 갖으며, \bar{d} 는 식 (5)와 같다. 최소 내부 패킷 간격이 $Xmin_j$ 일 때 적용되며, 채널마다 최대 길이 패킷을 내보낼 때 최악의 재고는 활성기간의 시작에서 $u = 0$ 이 된다.

$$\bar{d} = \frac{1}{l} \sum_{j=1}^n Smax_j + \frac{\overline{Smax}}{l} \quad (5)$$

추론 2 : 트래픽 표현자 ($Xmin, Xave, I, Smax$)를 가진 동종의 채널들은 FCFS 서비스 규율과 링크 속도 l 을 가진 다중화된 n 채널들이 있으면, 만약 $n \times \frac{Smax}{Xave} \leq l$ 과 $n \times \frac{Smax}{Xmin} > l$ 일때, 모든 채널로부터 패킷의 지연은 \bar{d} 에 의해서 범위가 주어진다. 여기서 \bar{d} 는 식 (6)과 같다.

$$d = Xmin + (\mu_{ave} - \frac{1}{B_{Ratio}})I + \frac{\overline{Smax}}{l} \quad (6)$$

$$\mu_{ave} = n \times Smax / Xave \times l,$$

$$B_{Ratio} = Xave / Xmin$$

증명 : 하나의 채널로부터 패킷들이 $Xmin$ 간격을 가진 스케줄러에 도착할 수 있는 가장 긴 간격의 길이를 \hat{l} 라 하면 다음 식 (7)과 같다.

$$\begin{aligned} \hat{l} &= \min \{u \mid \bar{b}(u) = \bar{b}(l)\} \\ &= (\frac{l}{Xave} - 1) Xmin \end{aligned} \quad (7)$$

$\sum_{j=1}^n (\bar{b}_j(u) - l \times u)$ 가 $u = \hat{l}$ 에서 최대가 되며, 이론

1로부터 다음 식 (8)과 같다.

$$\begin{aligned} \bar{d} &= \frac{1}{l} \sum_{j=1}^n (b_j(\hat{l}) - l \times \hat{l}) + \frac{\overline{Smax}}{l} \\ &= Xmin + (\mu_{ave} - \frac{1}{B_{Ratio}})I + \frac{\overline{Smax}}{l} \end{aligned} \quad (8)$$

식 (6)에서 μ_{ave} 는 링크의 평균 이용율이고, $Xave/Xmin$ 와 l 은 채널들의 버스트를 나타내므로 로드된 링크가 더 많아지므로 채널 트래픽이 더 버스트하면 지연 범위는 더 커진다. 평균 간격 l 가 트래픽 버스트에 영향을 주므로 주어진 $Xmin$ 과 $Xave$ 의 값을 위해 l 은 최악의 경우 소스가 얼마나 긴 동안 피크율에서 패킷을 보낼 수 있는지를 결정한다.

추론 3 : FCFS 스케줄러와 링크 속도 l 을 가진 링크에 다중화된 n 채널이 있으면, j 채널이 트래픽 표현자($Xmin, Xave, I, Smax$), ($j = 1, \dots, n$)를 따른다. 만약 $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq l$ 이면, 모든 채널에서 패킷에 대한 지연은 \bar{d} 에 의해 범위가 주어진다. 여기서 \bar{d} 는 식 (9)와 같다.

$$\begin{aligned} \bar{d} &= \frac{\overline{Smax} + \sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xave_j} [I(1 - \frac{Xmin_j}{Xave_j}) + Xmin_j]}{(1 - \mu_{ave})l} \\ \mu_{ave} &= \sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xave_j \times l} \end{aligned} \quad (9)$$

FCFS와 같은 서비스 규율을 이용하여 결정론적 지연 범위가 모든 채널에서 피크 속도의 합이 링크 대역폭보다 클 때 중단간 지연 범위를 얻을 수 있다. 스위치에서 채널의 입력 트래픽이 어떤 트래픽 특성을 만족하면, 채널을 위해 보장될 수 있기 때문에 트래픽 패턴 왜곡은 네트워크 내부의 스위치에서 성능을 보장하기 어렵기 때문에 각 스위치 입력에서의 트래픽 특성화를 유도하여 처리한다.

III. 결정론적 서비스를 이용한 지연 보장

3.1 제안된 지연 보장 버퍼링 시스템

멀티미디어 전송에서 트래픽 제어는 출력 큐잉의 트래픽 바운드 상에서 스위칭 요소의 단일 출력 링크로 집중되는 하나의 출력 버퍼와 이에 대응하는 전송회선의 출력 링크로 이루어진 스위칭 요소로 제한한다. 종단간 지연 보장을 이용한 실시간 트래픽 제어를 위해 제안된 큐 서비스 형태의 버퍼링 시스템 구조는 (그림 5)와 같다.

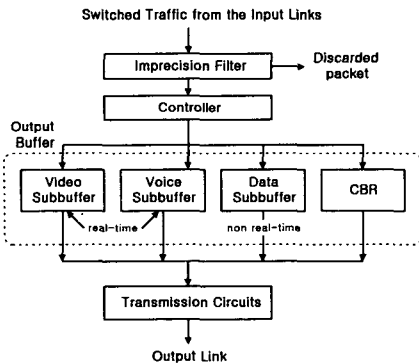


그림 5. 제안된 지연 보장 버퍼링 시스템
Fig. 5 The purposed delay guarantee buffering system

기존에 버퍼링 시스템과의 차이점은 서브 버퍼(sub-buffer)를 추가한 것으로서 서브 버퍼는 실시간 트래픽을 위한 트래픽의 혼잡 제어를 실행할 요소이기 때문에 출력 버퍼에서는 동일한 링크를 공유하는 분할된 네 개의 서브 버퍼로 구성한다. 각각의 서브 버퍼들은 다른 트래픽 클래스의 패킷들로 저장되는데 이는 영상, 음성, 데이터와 고정 비트율(CBR) 서비스이므로 데이터 서브 버퍼가 비실시간인 반면에 비디오와 음성 서브 버퍼들은 실시간 서브 버퍼들로 확장한다. 전송회선은 출력 링크 아래로 패킷을 보내므로 서브 버퍼에서의 패킷에 의한 전송과 출력 링크의 사용은 스케줄러에 의해 조정된다.

실시간 통신 서비스에서 중단 사용자는 사용시기에 대한 결과로 서비스 품질을 결정하며 비디오 전송 동안에 낮은 품질의 프레임은 전송되지 않거나 또는 늦게 전송된 프레임은 송수신기 사이에서 동기화로 손실되는 결과를 초래할 수 있다. 망이 혼잡 시에 일정한 시간 간격을 통해 비디오와 음성 데이터를 계속해서 수신함으로써 종단간 지연과 지연 지터는 네트워크에 트래픽 왜곡을 발생시켜 혼잡을 가져올 수 있다.

본 논문에서 제안된 지연 보장 버퍼링 시스템은 트래픽의 혼잡 제어를 위해 실시간 서비스 트래픽 특성에 따른 필터링 기법을 적용하여 우선 순위가 높은 것과 낮은 것으로 스케줄러에서 분류시키면서, 우선 순위가 높은 트래픽의 패킷과 우선 순위가 낮은 트래픽의 패킷의 구별을 위해 ATM 패킷 헤더 내에 있는 셀 손실 우선 순위 비트를 사용한다. 입력 회선과 스위치에 의해서 제시된 지연들이 일정하기 때문에 출력 시스템을 통한 패킷 지연은 패킷의 첫 번째 비트가 출력 시스템에 들어온 순간과 마지막 비트가 출력 링크 아래로 전송되어지는 순간의 시간 간격으로서 패킷 전송 시간에 추가된 큐잉 지연과 같다.

출력 시스템을 통과한 패킷 지연에 대해 최대 허용 값은 패킷의 트래픽 특성에 따라 상대적인 종료시한을 갖는다. 데이터 패킷들은 비 실시간으로서 평균적으로 짧은 지연을 갖는다. 연결 설정에 이르기까지 네트워크의 종단간 스케줄링 메카니즘은 접속에 따른 각각의 스위칭 요소에서 패킷의 상대적 종료시한을 유도한다.

네트워크 내의 각각의 스위칭 요소에서 트래픽 클래스는 모든 패킷들이 동일한 상대적 종료시한을 갖는다고 가정한다. 실질적으로 이러한 가정은 패킷이 스위칭 요소에 있어 짧은 지연을 받고, 다른 스위칭 요소에 있어 더 긴 지연을 제공할 수 있기 때문이다. 출력 시스템을 위한 실시간 패킷의 스케줄링 방법은 초기 종료시한 우선(EDF : Earliest-Deadline-First) 알고리즘을 적용하여 스케줄링을 수행한다. 출력 링크가 비어 있을 때 가장 근접해 있는 절대적 종료시한을 갖는 패킷이 다음으로 전송된다.

모든 실시간 서브 버퍼 내에 저장된 패킷들이 동일한 상대적 종료시한을 갖고 도착 시간에 의해 정렬되기 때문에 이는 절대적 종료시한에 의해 정렬된다. 그 결과 동일한 서브 버퍼 내의 패킷들은 FCFS 형식으로 전송되며, 최초의 종료시한은 첫 번째 유효한 패킷이 가장 근접한 절대적 종료시한을 갖게되어 실시간 서브 버퍼에서 수행

시간을 감소시킨다.

데이터 서브 버퍼에서 비 실시간 패킷은 FCFS 스케줄링의 기반으로 전송되며, 이들 패킷들의 지연을 감소하기 위해 주기적인 서버가 사용된다. 주기적인 서버는 비 실시간 패킷들을 위해 예약된 대역폭으로서 소수의 비 실시간 트래픽 패킷들이 데이터 서브 버퍼 내에서 패킷들이 존재하는 기간동안 전송된다. 이러한 기법에서 소수의 패킷들이 전송되어 질 때 또는 데이터 서브 버퍼가 비어 있을 때 주기적 서버의 각 기간 내에서 비실시간 패킷들은 실시간 패킷들보다 더 높은 우선 순위가 된다.

실시간 서브 버퍼들 내에 패킷들의 전체 수는 혼잡 임계값을 초과 할 때 출력 시스템은 망의 폭주 상태를 고려하여 트래픽 출력 버퍼로 들어가기 전에 선택적으로 패킷들을 버린다. 제안된 기법은 우선 순위 스케줄링 방법을 기반으로 다른 트래픽 클래스들에게 제공하였고, 또 스케줄링은 멀티프로세서 시스템들과 네트워크의 흐름 제어에서 망의 과부하를 효율적으로 제어할 수 있으며, 패킷 도착 시 결정론적 실시간 트래픽 소스들로부터 추출되어지는 실시간 패킷을 사용한다.

3.2 결정론적 지연 보장의 트래픽 제어

제안된 버퍼링 시스템의 큐잉 서비스 방식은 연결 수락 제어 과정에서 결정된 사용 파라미터를 이용하여 대역폭과 버퍼 공간을 이용하여 사용자가 요구하는 QoS를 만족시킬 수 있도록 여러 연결로부터 들어온 셀들의 우선 순위를 결정하고 그 우선 순위에 따라서 전송하는 기법이다. 이를 이용하여 결정론적 지연 범위 연산을 구하고, FCFS 서비스를 위한 연결 수락 제어는 두 가지 단계로 나누어서 실행된다. 첫 번째 충분한 자원들이 이용되는 단계와 채널에 대해 필요한 망의 자원을 비축해 두는 단계로 이루어진다. 처음의 단계는 제안한 큐잉 서비스 방식을 이용하여 여러 경로를 거친 각각의 링크에서 실행되는 이용율로서 식(10)과 같이 나타내고, 종단간 지연 테스트는 식(11)과 같이 그리고 노드 i 에서 버퍼 요구량은 식(12)와 같다.

$$\sum_{j=1}^n \frac{S_{avg}^j}{X_{min}^j} \times \frac{1}{T} \leq 1 \quad (10)$$

$$\bar{d}_i = \frac{1}{T} \times \sum_{j=1}^n \left(\left\lceil \frac{\sum_{k=1}^n d_{k,j} - d_{min}^{k,j}}{X_{min}^j} \right\rceil S_{max}^j + \frac{S_{max}}{T} \right) \leq \min_{j \in n}(d_{i,j}) \quad (11)$$

$$B_i \geq \sum_{j=1}^n \left(\left\lceil \frac{\bar{d}_{i,j}}{X_{min}^j} \right\rceil \right) S_{max}^j \quad (12)$$

식(11)에서 나타낸 $d_{i,j}$ 는 연결 j 에 대해 노드 i 에서 받아들일 수 있는 상위 지연 바운드이며, 식(12)에서 나타낸 B_i 는 노드 i 에서 이용할 수 있는 버퍼 공간의 양이다. 버퍼 요구는 \bar{d}_i 에 기반을 두고 있는데 이는 주어진 현재의 채널의 세트에 요구되는 실질적 버퍼들을 나타내기 때문이다. 만일 \bar{d}_i 가 새로운 트래픽의 추가에 의해 증가된다면 버퍼 요구는 $d_{i,j}$ 를 이용하여 구할 수 있으며, 버퍼의 유용성은 새로운 트래픽이 언제든지 요구되거나 버퍼 용량이 \bar{d}_i 에서 어떠한 요인에 따라 증가되면 어느 때라도 체크되기 때문에 채널 j 는 충분한 버퍼 용량을 보장한다. 또한 $d_{i,j}$ 의 이용은 비축된 버퍼의 양을 증가시켜 채널 수락의 가능성을 감소시켜 네트워크의 종단 노드간 지연 범위는 식(13)과 같다.

$$\bar{D} \geq \sum_i \bar{d}_i \quad (13)$$

각각의 노드에서 종단 노드간 지연 한계가 식 (11)을 만족하지 못하면 연결은 거절되고, 노드 지연 한계마다 채널에 주어지는 최소 지연이 보장되지 못하면 새로운 채널도 노드에서 수락되어질 수는 없는데, 이는 더 많은 실시간 트래픽 추가가 최악의 지연을 필수적으로 증가시키기 때문이다. 지연에 이용될 수 있는 휴지기 $\Delta_j = D_j - \bar{D}_j$ 로 되기 때문에 D_j 는 요구된 종단간 지연 바운드로서 비울 제어된 망들에서 노드 i 에 대해 할당된 Δ_j 의 일부분으로 $d_{i,j}$ 를 증가시키는 노드 상에서 휴지기를 분할하는 것이다. 그러나 $d_{i,j}$ 는 노드 i 에서 지터 지연을 증가시키기 때문에 망들을 보존하는 작업에 불충분하며, 지터 지연은 i 에서 뿐만 아니라 i 노드와 목적노드 사이에서도 증가한다. 그러므로 휴지기의 분할은 초기 노드에서 증가되는 지터에 의해 야기되는 지연뿐만 아니라 현재의 망에

서 증가되는 지연도 고려해야 한다.

σ_{i-1} 에 의한 상위 지연 범위의 증가 $d_{i-1,j}$ 는 $\sigma_{i-1} * S_{max}^j / (l * X_{max}^j)$ 으로서 $d_{i,j}$ 를 증가시켜 식 (11)의 \bar{d} 을 이용하여 노드 $i+1$ 에서 $\overline{d_{i+1}}$ 은 $[\sigma_{i-1} + \sigma_{i-1} * S_{max}^j / (l * X_{max}^j)] * S_{max}^j / (l * X_{min}^j)$ 에 의해 증가된다. 노드 $i+1$ 에서 지연 증가는 이전 노드 지연에 의해 다중화 될 때 지연 증가에 대한 합이다. 노드에서 지연 영향에 의한 증가를 Δ_m 으로 나타내고, 목적 노드에서 채널 j 에서 발생된 종단간 지연은 식(14)와 같다.

$$D_j + \Delta_j = \sum_{i=1}^{n-1} \overline{d_i} + \sigma_n + \sum_{m=1}^{n-1} \Delta_m \times \frac{S_{max}^j}{l} \times \frac{1}{X_{min}^j} \quad (14)$$

식(14)에서 나타낸 σ_n 는 노드 n 에서 트래픽의 버스트성을 나타내고, Δ_m 은 노드 m 에서 $d_{m,j}$ 이 증가함으로써 발생하는 추가적 지연이다. 식 (14)는 종단간 지연을 두 개의 부분으로 분리하는데 이는 최소 종단간 지연과 추가적 종단간 지연이 트래픽의 버스트 특성에 따라 증가하며 채널 j 에 대해 노드 i 에서의 추가적 지연은 식 (15)와 같이 쓸 수 있다.

$$\Delta_{i,i} = \sigma_{i-1} + \sum_{m=1}^{i-1} \Delta_{m,j} \times \frac{S_{max}^j}{l} \times \frac{1}{X_{min}^j} \quad (15)$$

노드 i 에서 σ_i 에 대한 값은 버스트 특성에 따라 달라지고 σ_n 의 값이 식(14)에 의해 제한되는데 더 많은 트래픽의 버스트에 의해 목적지 이전 노드에서 지연을 증가시키면 종단간 지연을 보장할 수 없다. 따라서 다음의 노드에서 마찬가지로 $\sum_{j=1}^m \Delta_{m,j} \geq 0$ 이므로 $\sigma_i \leq \Delta_{i,j}$ 이면 각각의 노드 i 에서 채널 j 에 대한 할당된 지연 한계 $d_{i,j}$ 는 $\overline{d_i} + \sigma_i$ 와 일치함을 알 수 있다.

$\Delta_{i,j}$ 의 값에 대한 또 하나의 제한 함수가 존재하는데 이 값은 노드 i 가 전체적으로 제어될 수 없는 i 노드 이외의 노드에서 실시간 트래픽 수락의 범위를 제한하는

데 $\overline{d_i}$ 에서의 잠재적인 지연 증가 때문이다. $\overline{d_i}$ 의 새로운 값은 채널 j 에 의해 링크를 공유할 때 링크를 공유하는 그 외 채널들의 지연 한계보다 작다. 따라서 버퍼 요구량은 $\overline{d_i}$ 의 새로운 값으로 만족될 수 있으며, 실시간 트래픽의 버스트 특성에 따라 종단간 지연을 보장하기 위해서는 트래픽 억압 함수에 의해 선택된 $\delta_{i+1} = \Delta_{i+1,j} - \Delta_{i,j}$ 을 만족시키는 $\Delta_{i,j}$ 의 가장 큰 값을 선택함으로써 충족시킬 수 있다. σ_i 의 개별적 값의 선택은 그 이상의 버스트 트래픽을 전송하기 위해 망의 능력에 영향을 끼치며 망의 중앙을 향한 노드와 또는 더 높은 트래픽 부하를 갖는 노드에 대해 선택된 σ_i 의 높은 값들에 의해 종단간 지연 보장은 민감해진다.

IV. 시뮬레이션 결과 및 검토

본 논문에서 결정론적 서비스를 이용한 제안된 지연 보장 버퍼링 시스템의 시뮬레이션 절차는 속도 제어기를 사용하는 채널에 트래픽이 유입되면 경로간 각 스케줄러에서 트래픽 특성화 따라 각 스케줄러에서 결정론적 지연 분석을 수행한다. 이는 원래의 트래픽 소스에 대한 동일한 트래픽 특성을 가진 경로에서 지연 특성을 분석할 수 있으며, 채널이 망에 유입되면 각각의 스케줄러에서 MMPP 모델로 특성화한다. 그리고 속도가 제어된 서버를 가진 망에서 패킷의 종단간 지연은 스케줄러 내에서 대기시간과 속도 제어기 내에서 유지시간으로 나타내며, 그리고 링크 지연에서 종단간 지연은 링크 지연 범위의 합과 스케줄러에서 대기시간 범위로 나타낸다. 이는 서브버퍼의 독립된 스케줄러에 대한 지연 분석을 결합하여 채널의 종단간 지연 특성을 얻을 수 있다.

멀티미디어 전송에서 제안된 버퍼링 시스템의 실시간 트래픽 서비스 품질 평가와 종단간 지연 특성을 분석하기 위해 Mathcad 버전 8.0 시뮬레이션 툴(tool)을 사용하였으며, 또한 종단간 지연 보장을 호 연결 수락 범위를 위해 두 가지 트래픽 클래스를 이용했다. 각각의 트래픽의 평균 비트율은 76.8 Kbit/s이고, 최대 비트율은 15.36Mbit/s과 30.72Mbit/s로 설정하여 두 종류 트래

픽의 평균 비트 율에 비례한 평균 셀 율은 200 cell/s이고, 최대 셀 율은 각각 40,000 cell/s과 80,000 cell/s이다. 다른 두 종류의 트래픽에 대해서 요구하는 버스트 트래픽의 크기와 지연 범위는 <표 2>와 같이 두 종류의 트래픽 특성을 이용하여 비교하였다.

표 2. 시뮬레이션을 위한 트래픽 특성
Table 2. Traffic characteristic for simulation

Traffic Class	Delay Bound (ms)	Burst Size σ (cell)	Transfer Rate ρ (Mbps)
Class I	17	2000	1~155.520
Class II	35	4000	1~155.520

시뮬레이션에서 최대 비트율 대 평균 비트율의 비에 대한 값은 2 : 8 이며, 평균 간격에 대해 선택한 값은 99ms : 298ms 이다. 최근에 VBR 영상을 위한 최대 비트율 대 평균 비트율의 비는 1.5 : 4이다[9]. 또한 MPEG을 위해 두 내부 프레임에 코딩한 프레임간의 간격은 3 : 9 프레임 사이에 있다[10]. 이것은 영상이 초당 30 프레임에서 재생되어질 때 99ms : 298ms에 일치한 속도이다. 본 논문에서 평균 및 최대 이용율이 어떤 지연 범위 내에서 도달할 수 있는지는 평균 이용율은 식 (16), 최대 이용율은 식 (17)을 이용하였다.

$$\sum_{j=1}^n \frac{S_{max,j}}{X_{ave,j} \times l} \quad (16)$$

$$\sum_{j=1}^n \frac{S_{max,j}}{X_{min,j} \times l} \quad (17)$$

여기서 높은 평균 이용율에서 트래픽이 덜 버스트 할 때 도달할 수 있으며, 평균 이용율은 최대한 실시간에 할당할 수 있는 대역폭을 의미한다. 실시간 트래픽에 의해 사용된 실제 대역폭은 할당된 대역폭 아래에 있으며, 실시간 트래픽에 의해 사용되지 않은 대역폭은 비 실시간 트래픽에 의해 사용되어질 수 있다. 결정론적 테스트에서 링크의 최대 이용율이 1이므로 더 많은 채널을 받아들여질 수 있으며, 결정론적 서비스 보장의 성능을 가진 트래픽에 대한 링크의 최대 이용율은 1보다 훨씬 더 클 수 있다. 따라서 모든 채널에서 최대 속도의 합이 링크 속도보다 더 이상 크지 않는 곳에서 연결수락 기준을 비교하면, 이론 1에서처럼 트래픽이 버스트한 상태에 있을 때

수락된 채널의 수에서 접속의 수가 증가한다.

시뮬레이션을 위한 네트워크 위상은 4개의 스위치와 8개의 호스트로 구성되어 각각 155.520 Mbit/s의 링크 전송 속도를 갖는 링크에서의 중단간 지연 특성에 대해 분석한다. <표 2>에서 나타낸 트래픽의 지연 범위를 고려하지 않고 제안된 버퍼링 시스템에 입력되는 소스의 버스트 특성에 따라 요구되는 버퍼의 확률의 결과는 (그림 6)과 같다. 그림에서 버퍼를 요구하는 셀 확률이 10^{-10} 인 경우 버스트성이 강한 트래픽 클래스 II의 채널의 수는 35개로서 버스트 특성이 약한 트래픽 클래스 I의 채널 수 20보다 크다는 것을 알 수 있다. 이러한 결과로부터 버스트 특성이 강한 트래픽일수록 버퍼 요구의 확률이 버스트 특성이 약한 트래픽보다 버퍼 요구 량이 많음을 알 수 있다.

제안된 버퍼링 시스템에서 다양한 버스트 특성을 가지고 있는 실시간 VBR 트래픽이 버퍼에서 대기되는 지연 및 지터 특성 즉 셀 지연 변이 허용치를 변화시킴으로서 수락 가능한 망의 부하율은 (그림 7)과 같다. 버스트성 트래픽이 큐잉 시스템에 유입될 때 버퍼 내에서의 누적량을 증가시켜 지연을 증가시키며, 버스트성 트래픽 유입은 요구되는 버퍼의 용량을 증가시킴으로서 버퍼 용량 증가에 따른 셀 지연이 증가하여 네트워크 내의 트래픽 혼잡이 발생하게 된다. 이러한 혼잡을 해결하기 위해서는 버스트성 트래픽 특성에 따른 셀 지연 변이 허용치를 증가시켜 줌으로서 네트워크의 부하율을 줄일 수 있었고, 또 ATM 망의 중단간의 지연 보장을 통한 실 시간성 서비스의 품질을 보장할 수도 있었다. 셀 지연 변이가 상대적으로 적을 때 수락 가능한 부하율의 감소가 거의 없음을 알 수 있으며, 최대 셀 율이 적은 영역에서는 네트워크의 부하율에 비례하여 감소한다는 것도 알 수 있었다.

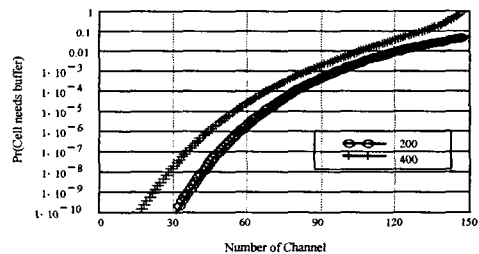


그림 6. 버스트 트래픽 특성에 의한 버퍼 요구 확률
Fig. 6 Probability of buffer required corresponding burst traffic characteristic

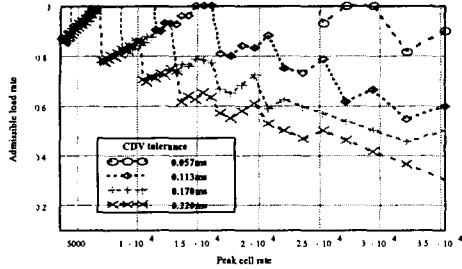


그림 7. 셀 지연 변이에 의한 최대 셀 율과 수락 부하율
 Fig. 7 Maximum cell rate & admissible load rate corresponding CDV tolerance

최대 버스트 크기에 대한 이용 율을 나타내므로 (그림 7)에서 셀 손실 율 요구가 10^{-4} 에서부터 10^{-10} 까지 변화한다고 가정할 때 링크 버퍼의 용량은 50cell, 셀 슬롯 율은 353,208 cell/s로 설정하고 지속적인 셀 율은 3,532 cell/s로 선택하였다. 최대 셀 율은 최대 버스트 크기와 평균 셀 율로 계산되어질 수 있으며, 이는 수락 가능한 망의 부하에 중요한 효과를 가지기 때문에 최대 버스트 크기의 값을 정확하게 구하는 것이 중요하다. 따라서 셀 손실 율에 따른 최대 버스트 크기에 대한 수락 가능한 부하율은 (그림 8)과 같다. 여기서 버스트 크기의 전체 영역을 통해 버스트 트래픽 특성에 따른 버퍼 오버플로 하는 셀 손실 율이 감소할수록 수락 가능한 네트워크의 부하율에 비례하여 감소함을 알 수 있다.

제안된 버퍼링 시스템에서 결정론적 서비스를 이용한 멀티미디어 전송에서 지연 보장이 가능한 연결 수락 범위는 (그림 9)와 같고, 셀 손실 확률을 10^{-10} 으로 할 때 연결 수락 범위는 98 Mbps로 트래픽 지연 특성을 고려한 이상적인 연결 수락 가능 범위를 나타내고 있음을 알 수 있다.

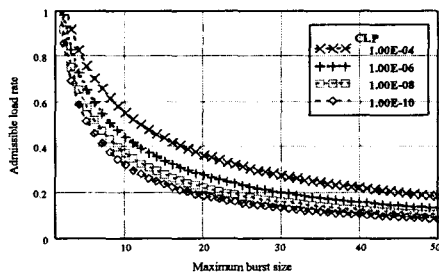


그림 8. 최대 버스트 크기에 대한 수락 부하율
 Fig. 8 Admission load rate with maximum burst size

기존 버퍼링 시스템에서 지연 EDD 방식의 큐잉 서비스만을 이용하였을 경우의 연결 수락 가능 범위는 (그림 10)과 같다. 여기서 연결 가능 범위는 68 Mbps 정도임을 알 수 있으며, 제안된 시스템과의 약 30 Mbps 정도의 더 많은 연결 수락 가능 범위를 얻을 수 있음을 확인할 수 있었다. 그림에서 실선 아래 부분이 연결 수락 가능 범위이다.

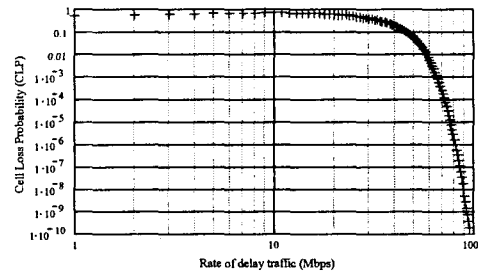


그림 9. 제안된 버퍼링 시스템에서 연결 수락 범위
 Fig. 9 Connection admission region in purposed buffering systems

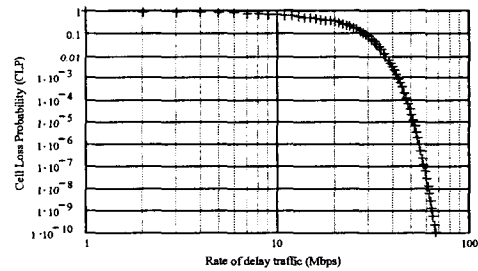


그림 10. 지연 EDD 방식의 연결 수락 범위
 Fig. 10 Connection admission region of delay-EDD discipline

V. 결 론

본 논문에서 모든 채널의 최대 속도의 합이 링크 속도보다 더 클 때 결정론적 지연 범위를 제공할 수 있음을 보였다. 결정론적 테스트를 비교해 보면 새로운 결과는 트래픽이 버스트한 상태일 때 받아들일 수 있는 연결의 수가 증가하였으며, 버스트 율이 더 높아진 만큼 이용 율도 증가함을 보였다. 그러나 전체적인 평균 링크 이용 율

은 버스트율이 더 높아질 때 더 낮아진다.

제안된 시스템은 실시간 트래픽과 비 실시간 트래픽으로 분리하여 버퍼에 저장이 이루어지기 때문에 연결별 트래픽 제어가 없이도 지연 지터 특성을 개선할 수 있었으며, 기존의 서비스 방식과는 달리 실시간 서비스뿐만 아니라 비실시간 서비스에서도 대역폭을 보장해 줄 수 있었다.

중단간 지연을 보장하기 위해서 연결별 트래픽 특성을 고려하여 망에서 지연 범위를 유도하기 위해 버스트성이 있는 트래픽 모델을 이용하였으며, 최고의 전송율과 평균 전송율 등의 두 가지 매개변수로 VBR 트래픽과 같은 경우에 적합한 모델로 트래픽 특성을 이용하였다. 속도가 제어된 서비스 규율을 사용함에 따라 다양한 형태의 일반적인 네트워크 환경에서도 효율적인 결과를 얻을 수 있다. 결론은 보장된 트래픽 성능에 의해 네트워크의 연결 수락 가능 범위를 향상시키기 위해 적용될 수 있으며, 서비스 품질에 영향을 주지 않고, 중단간 지연 범위를 보장하면서 구현을 단순화시킨 서브 버퍼링 시스템의 큐 서비스 방식이다.

제안된 시스템은 연결별 큐를 사용하지 않고 라운드 로빈 큐와 고정 비트 윌 큐만으로 구성하여 구조를 단순화시켜 구현이 용이하도록 하였으며, 지연 EDD 방식과 유사한 방식으로 종료시한을 이용 다양한 전송 지연을 허용할 수 있도록 하였다. 앞으로 제안된 버퍼링 시스템에서 큐 서비스의 성능은 전송 프레임의 길이에 좌우되므로, 다양한 전송 프레임의 길이에 따른 서비스 방식이 연결 수락 범위에 미치는 영향에 대한 연구 수행이 필요하다.

참고문헌

- [1] D. Ferrari., "Client Requirements for Real-Time Communication services", *IEEE Commun. Mag.* 28(11), pp.65-72, November 1990.
- [2] S. J. Golestani, "A stop-and-go queuing framework for congestion management", In *Proc. of ACM SIGCOMM'90*, pp.8-18, Philadelphia Pennsylvania, September 1990.
- [3] C. R. Kalmanek, H. Kanakia, and S. Keshav," Rate controlled servers for very high-speed networks", *IEEE Global Telecommunications Conference*, pp. 300.3.1-300.3.9, San Diego, California, December 1990.
- [4] D. Verma, H. Zhang, and D. Ferrari, "Guaranteeing delay jitter bounds in packet switching networks," In *Proceedings of Tricomm'91*, pp. 35-46, Chapel Hill, North Carolina, April 1991.
- [5] H. Zhang and D. Ferrari, "Rate-controlled static priority queueing," *IEEE INFOCOM'93*, pp. 227-236, April 1993.
- [6] D. Ferrari and D. C Verma, "A scheme for real-time channel establishment in wide area networks", *IEEE JSAC*, 8(3) : pp. 368-379, 1990.
- [7] Norival Riberio Figueiram, "A new approach to the control of real-time traffic in packet switching data network", Ph. D thesis, University of California, Sandiego, 1995.
- [8] R. L. Cruz, A calculus for network delay, part I: Network elements in isolation, *IEEE Transaction of Information Theory*, 37(1) : pp.114-121, 1991.
- [9] H. Kanakia, P. Mishra, and A. Reibman, "An adaptive congestion control scheme for real-time packet video transport," *ACM SIGCOMM'93*, pp. 20-31, September 1993.
- [10] D. Le Gall. MPEG : A video compression standard for multimedia applications," *Comm. of the ACM*, 34(4), pp. 46-58, April 1991.
- [11] J. S. Park. "Improving utilization for deterministic service guarantee in real-time network," *The Korea institute of communication science proceeding*, Vol. 17, No. 2, pp. 386-389, June 1998.

저자소개



박 종 선

1990년 광주대학교 컴퓨터학과
(공학사)

1994년 조선대학교 대학원 컴
퓨터공학과(공학석사)

1998년 조선대학교 대학원 컴
퓨터공학과(박사수료)

2002년 목포대학교 대학원 컴
퓨터공학과(박사수료)

1995년~현재 목포과학대학 컴
퓨터정보과 조교수

관심분야 : 멀티미디어시스템,
분산 처리 시스템



오 수 열

1981년 전남대학교 공과대학
재료공학과(공학사)

1985년 조선대학교 대학원 전
산학과(공학석사)

2002년 전남대학교 대학원 전
산통계학과(박사수료)

1988년~현재 목포대학교 정보공
학부 컴퓨터공학전공 교수

관심분야 : 멀티미디어시스템,
객체지향기술, 컴포넌트소
프트웨어