

결정론적 서비스 보장을 위한 실시간 통신망의 지연분석

° 박종선\*, 전병균\*, 나상동\*, 배철수\*\*

★ 조선대학교 컴퓨터공학과, ★★ 관동대학교 전자통신 공학과

A Study on the Real-Time Network of Delay Analysis for Guarantee Deterministic Service

★ Dept. of Computer Engineering, Chosun Univ.

★★ Dept. of Electronic Com. Kwandong Univ.

ABSTRACT

컴퓨터 통신에서 실시간 멀티미디어 응용은 보장된 통신 서비스 성능을 요구하므로 이를 위해서는 트래픽이 버스트할 때 망 내에서 자원을 예약하여 접속시 피크율을 기반으로 망의 이용율을 높인다. 본 논문에서 결정론적 지연 범위를 이용하여 모든 접속에서 피크 용의 합의 링크 속도보다 커질 때 버스트 상태의 트래픽에 대한 링크를 넘어 보장될 수 있음을 보인다. 또한 트래픽이 버스트할 때 새로운 결과는 연결수락된 접속의 수를 증가시키므로 이러한 결과는 스위처에서 속도가 제어된 서비스 규율을 사용함으로써 단일 스위치로부터 망의 이용율을 개선할 수 있다.

1. 서론

광대역종합정보통신망은 고속의 전송 기능을 가지고 다양한 서비스를 유연하게 수용할 수 있는 ATM 기술을 기반으로 하여 사용자가 원하는 정보를 실시간으로 서비스할 수 있으며, 이를 위하여 각각의 응용 서비스 연결에 요구되는 서비스 품질을 만족시켜야 한다.

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

서비스 기법으로는 노드에서 우선순위를 보장하는 보장된 서비스 모델을 이용한다. 보장된 서비스의 두 가지 형태는 결정론적 서비스와 통계론적 서비스이다[1]. 결정론적 서비스에서 성능의 범위는 최악의 경우에 있어서 모든 패킷에 대해서도 보장된다. 통계론적 서비스는 통계적 다중화에 의해 더 높은 망의 이용율을 가질 수 있으나 셀 손실과 셀 지연을 유발하게 되어 통신 서비스에 대한 품질 저하를 가져온다.

본 논문에서는 높은 망의 이용율을 갖고, 서비스 품질을 보장하기 위해서 결정론적 서비스를 이용하여 망 내에서 자원들을 예약하여 망의 이용율을 높인다. 그리고 성능 보장을 요구하는 많은 노드에서 압축 영상과 같은 버스트 소스들은 접속에 대한 피크 속도를 기반으로 새로운 요구는 모든 접속에 대한 피크 속도의 합의 링크 속도에 이를 때 기결한다. 이러한 경우 망은 피크속도 내 평균속도의 비율이 높을 때 보장된 서비스 트래픽에 사용된다. 그러므로 모든 접속에 대한 피크 속도의 합의 링크의 속도보다 더할 때 해결 방안은 유동하여 서비스 이용률과 트래픽 버스트를 완화시킬 수 있다.

본 논문에서는 실시간 채널 내에서 결정론적 서비스 보장은 모든 접속에 대한 피크속도의 합의 링크 속도보다 더할 때 해결될 수 있다. 그리고 광한 망의 이용율은 트래픽이 버스트할 때 결정론적 서비스를 이용하여 달성될 수 있다. 결정론적 서비스는 단일 스위치 네트워크에서 다른 접속으로부터 패킷은 각 스위처에서 다중회피로 접속시 입력 트래픽이 트래픽 정상화할 만족시킨다. 트래픽 패턴 예측은 망 내부의 스위처에서 성능 보장이 어려우므로 트래픽 패턴을 재구성하여 속도가 제어된 서비스의 규율(disciplines)을 사용하여 문제를 해결한다.

2. 실시간 트래픽 지연 모델

ATM망에서의 서비스 품질은 ATM이 셀 단위로 정보를 전송하므로 셀 레벨에서의 품질을 유지하는 것이 중요하며, 셀 전송 지연은 전송 대기 시간을 포함 하거나 셀이 셀 수신측에서 수신되기 전 도달하는데 소요되는 시간으로 두 시간의 셀 전송지연은 그림

2-1과 같이 나타낼 수 있다. 특히 전송 대기 시간은 전송될 트래픽량에 따라 전송지연량의 변동이 일어나므로 정보를 다시 복구시킬 때 이 전송지연이 변동량을 흡수하여야 한다.

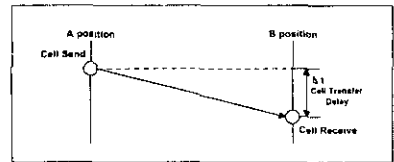


그림 2-1. 두 지점간의 셀 전송 지연

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 최대한으로 사용하는 장점을 가지고 있으나 큰 지터 시간 및 버퍼를 요구하는 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 구제화하면, 스커라리는 채널로부터 실시간 패킷의 전송을 명명한다.

대부분 비작업보존의 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]등의 고도의 대역폭을 위해 제안되었다.

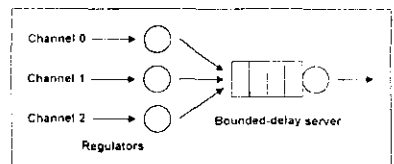


그림 2-2. 출력 버퍼의 스위치 모델

본 논문에서는 그림 2-2와 같이 출력 버퍼의 스위치 모델을 갖는 Delay EDD(Delay-Earliest Due Date) 방식의 변형을 이용한다. 이 방식은 각 채널이 소스에서 서비스 계약을 합성하여 지연과 대역폭 할당을 분리하여 계산함으로써 다른 기법과 차별화되며, 이러한 개념은 패킷이 모두 할당될로 도착한 연결수락제어를 위한 일

당된 지연 파라미터로 표현되는 시간 범위에서 트래픽 지연의 보장을 가능하게 한다[6, 7].

트래픽 모델은 영상회의, 영상교육 그리고 압축된 비디오를 포함한 버스트한 실시간 멀티미디어 트래픽 특성과 요구사항을 만족시키기 위해 노드에 의해 제공된다. 이러한 트래픽 모델에서 실시간 채널은 트래픽 성능 파라미터와 관계되어 각각의 망 접속이 다음 파라미터( $X_{min}, X_{ave}, S_{max}, I$ )에 의해 구성된다.  $X_{min}$ 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 크기이다. 이러한 파라미터는 종단간 지연 및 최대 셀 손실율과 같은 실행 파라미터를 제공한다. 이러한 트래픽 모델에서 해석 식은 표 2-1과 같다. 여기서  $I$ 은 링크속도 이다.

표 2-1. 트래픽 모델에 대한 해석 식

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

트래픽 표현자의 파라미터( $X_{min}, X_{ave}, S_{max}, I$ )를 만족 하는 트래픽 소스는  $I$  기간 동안  $I/X_{ave}$ 보다 많은 패킷을 생성하지 않는다. 표 2-1에서  $X_{ave}/X_{min}$ 는 평균을 대 최대율의 비 즉, 트래픽의 버스트 비율이다. 여기서 버스트 비율이 작수록 더욱 버스트한 트래픽이다.

본 논문에서는 트래픽 모델에 대한 표 2-1의 해석 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 설치는 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 실행을 결정하고 다른 채널에게 자원을 할당한다.

본 논문에서는 새로운 채널 요구를 수락하기 전에 실시간 서비스를 만족시키기 위해 다음 세 가지 테스트를 실시한다. 첫째,  $I$ 보다 작은 피크 이용을 제한한 결정론적 테스트, 두 번째, 스케줄링 보화상태를 피하는 지연 범위 또는 스케줄링 테스트, 세 번째, 충분한 버퍼 공간에서 유효성을 보장하는 버퍼 테스트, 그리고 본 논문에서 복구를 위한 결정론적 테스트는 식 (2-1)과 같다.

$$\sum_{j=1}^n \frac{I}{X_{min,j}} \times \frac{S_{max,j}}{I} < 1 \quad (2-1)$$

여기서  $I$ 은 링크 속도이고,  $n$ 은 링크를 통과하는 채널들의 수이다. 이러한 테스트들은 결정론적 지연 범위를 제공하며, 또한 링크에서도 결정론적 서비스 보장은 피크 속도의 합이 링크 속도보다 작어 다스 가능한 것이다. 만약 피크율 대 평균율의 비가 높으면 실시간 트래픽에 의한 링크 이용율은 낮게 된다.

3. 결정론적 서비스를 이용한 지연분석

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

지연특성 분석을 위한 그림 3-1에서 수직축은 시간이며, 상위 곡선은 시간의 원점 이후로 도착한 비트들의 합이다. 패킷의 가 도착은 이 곡선에서 위로쪽으로 상향되는 원인이 되며, 더 낮은 곡선은 전송되어서온 비트들의 수이다. 두 곡선간의 차이점은 백로그(backlog) 원수에 있다. 작업을 보존하는 시버는 백로그인 때 일

정한 속도에서 항상 패킷을 전송하며 도착곡선과 서비스곡선이 만나는 점이나 또는 백로그가 0(zero)인 점은 시간축을 확장기간과 유지기간으로 나눈다. 여기서  $S_{max}$ 이 링크를 넘어 전송될 수 있는 최대 패킷 크기이고,  $I$ 이 링크 속도일 때 다음 두 개의 경우에 따른다.

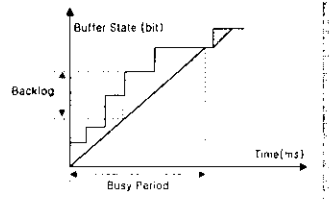


그림 3-1. 지연, 백로그 및 활성기간

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

문제 2 : FCFS 실시간 스케줄러를 위해 만약 주어진 트래픽 표현자를 만족시킬 입력 트래픽에 대한 어떤 값을 위해서 링크 속도  $I$ 에 의해 나누어진 최대 실시간 트래픽 백로그는  $\bar{D}$ 보다 더 크지 않다. 그때의  $\bar{d} + S_{max}/I$ 은 모든 패킷에 대한 지연을 위한 상위 범위이다.

실시간 패킷을 보다 더 낮은 우선순위를 가지는 비 실시간 패킷의 결과에 대한 계산은 패킷 전송이 시작된 이후에는 선입될 수 없는 경우를 제외하고,  $S_{max}/I$ 은 지연범위 내에 포함된다.

지연 범위를 유도하기 위해 망 단계에서 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 실시간 스케줄러를 정확히 분석할 수 있으며 또한 지연 범위를 정확히 계산할 수 있다.

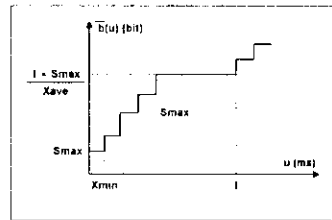


그림 3-2.  $X_{min}, X_{ave}, I, S_{max}$ 의 트래픽 억압

트래픽 억압 함수  $\bar{b}(\cdot)^2 \cdot \bar{b}(u)$ 의 분석은 어떤 길이 간격  $u$  동안에 채널  $j$ 에 도착한  $X_{min,j}, X_{ave,j}, I, S_{max}$ 수 있는 최대 비트 수를 정의하는 것이다. 이산적 모델을 따른 트래픽 소스를 위해서  $\bar{b}_j(u)$ 는 다음 식 (3-1)과 같다.

$$(\min(\frac{u \bmod I_j}{X_{min,j}}, \frac{I_j}{X_{ave,j}} - 1) + \frac{u}{I_j} - \frac{I_j}{X_{ave,j}}) S_{max,j} \quad (3-1)$$

그림 3-2는 트래픽 표현자( $X_{min}, X_{ave}, S_{max}, I$ )를 가진 채널  $j$ 를 위한 억압 함수  $\bar{b}_j(\cdot)$ 를 설명하기 위한 FCFS 스케줄러의 각각 범위 다음 이론과 같다.

이론 1 : FCFS 스케줄러와 링크 속도  $I$ 를 가진 망에서 다음  $n$ 개의 채널  $n$ 이 있으면, 만약 채널  $j$ 에서 트래픽  $j=1, \dots, n$ 을 위한 모든 채널에서 패킷의 지연은  $\bar{d}$ 에 의해 범위를 갖는다. 여기서  $\bar{d}$ 는 다음 식 (3-2)와 같이 정의된다.

$$\bar{d} = \frac{1}{I} \max_{u \geq 0} \left\{ \sum_{j=1}^n \bar{b}_j(u) - I \times u + \frac{S_{max}}{I} \right\} \quad (3-2)$$

증명 : 입력 트래픽의 값을  $\sigma_j$ 이고, 만약  $l$ 가 순간 확장주기의 시작시간, 그리고  $t$ 가 확장주기내에서 순간 시간 값이면, 채널  $j$ 에서 간격  $(s, t)$  동안에 도착한 비트들의 수는  $b_j^s(s, t)$ 로 정의

한다. 이러한 값에서 최대 백로그는 식 (3-3)과 같다.

$$\max_{v, t} \left\{ \sum_{j=1}^n \bar{b}_j^t(s, t) - l \times (t-s) \right\} \quad (3-3)$$

$$\leq \frac{1}{l} \max_{v, u \geq 0} \left\{ \sum_{j=1}^n \bar{b}_j(u) - l \times u \right\}$$

병목 2로부터  $\xi$ 은 독립적인 입력 트래픽의 값으로 식 (3-1)에 의해 정의된  $\bar{d}$ 는 모든 채널로부터 패킷을 위한 지연 범위로서 다음 두 개의 추론에서 근접한 형태의 해결 방법이다. 추론 1은  $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq 1$  일 때의 경우를 고려하고, 추론 2는  $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} > 1$  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  $(Xmin_j, Xave_j, I_j, Smax_j)$ ,  $(j=1, \dots, n)$ 를 따른다고 가정한다. 만약  $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq 1$  이면, 그때의 모든 채널에서 패킷 지연은  $\bar{d}$ 에 의해서 범위를 갖으며,  $\bar{d}$ 는 식 (3-4)와 같다.

$$\bar{d} = \frac{1}{l} \sum_{j=1}^n Smax_j + \frac{Smax}{l} \quad (3-4)$$

증명:

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

$$\leq \frac{1}{l} \sum_{j=1}^n Smax_j + \frac{Smax}{l}$$

증명에서 첫 번째 항은 최소 내부 패킷 간격이  $Xmin_j$  일 때 적용되며, 나머지 항은 채널마다 최대 길이 패킷을 내보낼 때 최악의 백로그는 활성기간의 시작에서  $u=0$ 이 된다.

추론 2: 트래픽 표현자  $(Xmin, Xave, l, Smax)$ 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 채널들로부터 패킷의 지연은  $\bar{d}$ 에 의해서 범위가 주어진다. 여기서  $\bar{d}$ 는 식 (3-5)와 같다.

$$d = Xmin + (\mu_{ave} - \frac{1}{B_{Ratio}})I + \frac{Smax}{l} \quad (3-5)$$

$$\mu_{ave} = n \times Smax / Xave \times l, \quad B_{Ratio} = Xave / Xmin$$

증명: 하나의 채널로부터 패킷들이  $Xmin$  간격을 가진 스케줄러에 도착할 수 있는 가장 긴 간격의 길이를  $\hat{l}$ 라 하면 다음 식 (3-6)과 같다.

$$\hat{l} = \min \{ u | \bar{b}(u) = \bar{d}(l) \} \quad (3-6)$$

$$= \left( \frac{l}{Xave} - 1 \right) Xmin$$

$\sum_{j=1}^n (\bar{b}_j(u) - l \times u)$ 가  $u = \hat{l}$ 에서 최대가 되며, 이로부터 다음 식 (3-7)과 같다.

$$\bar{d} = \frac{1}{l} \sum_{j=1}^n (\bar{b}_j(\hat{l}) - l \times \hat{l}) + \frac{Smax}{l} \quad (3-7)$$

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

식 3-5에서  $\mu_{ave}$ 는 링크의 평균 이용률이고,  $Xave/Xmin$ 와  $I$ 는 채널들의 버스트를 나타내므로 로드된 링크가 더 많아지므로 채널 트래픽이 더 버스트해지면 지연 범위는 더 커진다. 평균 간격  $I$ 가 트래픽 버스트에 영향을 주므로 주어진  $Xmin$ 과  $Xave$ 의 값을 위해  $I$ 는 최악의 경우 소스가 얼마나 오래동안 피크율에서 패킷을 보낼 수 있는지를 결정한다.

추론 3: FCFS 스케줄러와 링크 속도  $l$ 을 가진 링크에 다중화된  $n$  채널이 있으면,  $j$  채널이 트래픽 표현자  $(Xmin, Xave, l, Smax)$ ,  $(j=1, \dots, n)$ 를 따른다. 만약  $\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j} \leq 1$  이면, 모든 채널에서 패킷에 대한 지연은  $\bar{d}$ 에 의해 범위가 주어진다. 여기서  $\bar{d}$ 는 식 (3-8)과 같다.

$$\bar{d} = \frac{Smax + \sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xave_j} (l(1 - \frac{Xmin_j}{Xave_j}) + Xmin_j)}{(1 - \mu_{ave})l} \quad (3-8)$$

$$\mu_{ave} = \sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xave_j \times l}$$

FCFS와 같은 서비스 규율을 이용하여 결정론적 지연 범위가 모든 채널에서 피크 속도의 합이 링크 대역폭보다 클 때 종단간 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 사용하기 어렵다. 따라서 문제의 해결은 트래픽 패턴 왜곡을 특성화하여 소스 트래픽의 특성화 트래픽 패턴 왜곡으로부터 각 스위치 입력에서의 트래픽 특성화물 유도한다.

4. 시뮬레이션 결과 및 검토

본 논문에서 제안한 기법인 결정론적 서비스를 이용해 트래픽이 버스트한 상태일 때 높은 이용률이 달성될 수 있으며, 이것은 피크율 대 평균율의 비와 평균 간격이 작을 때에 이루어진다. 시뮬레이션의 결과는 속도 제어를 사용하지 않은 채널에 트래픽이 네트워크에 유입되면 경로간 각 스케줄러에서 트래픽 특성화 따라 각 스케줄러에서 지연 분석을 수행한다. 이는 원래의 트래픽 소스에 대한 동일한 트래픽 특성을 가진 경로에서 지연 특성을 분석할 수 있으며, 채널이 네트워크로 유입되면 각각의 스케줄러에서 MIMPP 모델에 의해 특성화한다. 그리고 속도가 제어된 서버를 가진 네트워크에서 패킷의 종단간 지연은 스케줄러 내에서 대기시간과 속도 제어가 내에서 유지시간 그리고 링크 지연에서 종단간 지연은 링크 지연 범위의 합과 스케줄러에서 대기시간 범위로 나타난다. 이는 각각의 독립된 스케줄러에 대한 지연 분석을 결합하여 채널의 종단간 지연 특성을 얻을 수 있다.

시뮬레이션에서 피크율 대 평균율의 비에 대해 선택한 값은 2 : 8 이며, 그리고 평균 간격에 대해 선택한 값은 99ms : 298ms 이다. 최근에 VBR 영상용 위한 피크율 대 평균율의 비는 1.5 : 4이다[9]. 또한 MPEG을 위해 두 내부 프레임용 코딩한 프레임 간의 간격은 3 : 9 프레임 사이에 있다[10]. 이것은 영상이 초당 30 프레임에서 생성되어질 때 99ms : 298ms에 일치한 속도이다.

트래픽 버스트와 지연 범위에 관한 평균 이용률은 0.4에서 0.8까지 변화시키면서 버스트 비율에 의한 최대 지연의 시뮬레이션 결과는 그림 4-1과 같다. 수평축은 채널에서 피크 속도 대 평균 속도의 비이고, 수직축은 지연 범위이다. 여기서 모든 채널의 피크 속도의 합은 1보다 클 때 이다. 여기서 첫 번째 사실은 평균이용률  $\mu_{ave}$ 와 평균 간격  $I=165$ 로 고정되어 있을 때, 지연 범위는 피크율 대 평균율의 비에 대한 증가 폭 만큼 증가한다.

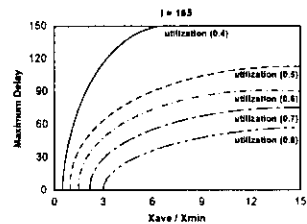


그림 4-1. 버스트 비율 대 최대 지연 범위

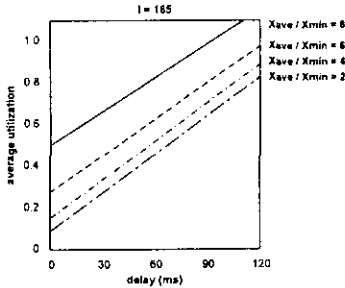
그림 4-1에서 평균 간격과 피크율 대 평균율의 비가 고정되어 있을 때 링크의 더 높은 평균 이용률은 더 큰 지연 범위와 결과를 나타내고, 링크를 더 많이 로드할수록 더 큰 지연 범위의 결과를 갖는다.  $I$ 의 값들은 33ms당 다중화에 의해 선택되었으며, 이것은 초당 30 프레임의 영상 스트림에서 두 프레임간의 시간 간격이다. 평균 이용율과 피크율 대 평균율의 비가 고정적일 때 더 큰 평균 간격은 더 큰 지연 범위의 결과물이다. 동일한 피크율 대 평균율의 비율 가질 때 더 큰 평균 간격은 더 버스트한 트래픽을 의미하고, 링크의 동일한 평균 이용율에서 더 버스트한 트래픽은 더 큰 지연 범위의 결과물 얻는다.

평균 및 피크 이용률이 어떤 지연 범위하에서 도달할 수 있는지는 평균 이용율은 식 (4.1)을 피크 이용율은 식 (4.2)을 이용하였다. 여기서 이용율에 대한 지연 범위는 버스트 비율이 2에서 8까지 변화시키고,  $I=165$ 로 고정시켜 시뮬레이션 하였으며 지연에 의한 평균 이용율의 결과는 그림 4-2(a)와 같고, 지연에 의한 피크 이용율의 결과는 그림 4-2(b)와 같다.

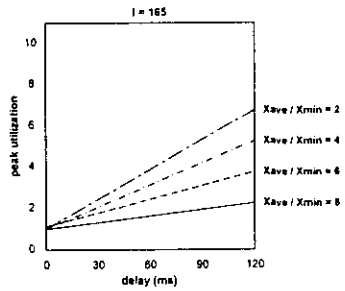
$$\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xave_j \times I} \quad (4-1)$$

$$\sum_{j=1}^n \frac{Smax_j}{Xmin_j \times I} \quad (4-2)$$

여기서 높은 평균 이용률에서 트래픽이 덜 버스트할 때 도달할 수 있으며, 평균 이용률은 최대한 실시간에 할당할 수 있는 대역폭을 의미한다. 실시간 트래픽에 의해 사용된 실제 대역폭은 할당된 대역폭 아래에 있다. 실시간 트래픽에 의해 사용되지 않은 대역폭은 비 실시간 트래픽에 의해 사용되어질 수 있다. 링크의 최대 피크 이용률이 식 (2-1)에서 정의된 결정론적 테스트에서 1 이므로 피크 이용률은 결정론적 테스트에서 더 많은 채널들을 받아 들여질 수 있다. 결정론적 서비스 보장의 성능을 가진 트래픽에 대한 링크의 피크 이용률은 1보다 훨씬 더 클 수 있다. 따라서 모든 채널에서 피크 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.



(a) 평균 이용률 대 지연 범위



(b) 피크 이용률 대 지연 범위

그림 4-2. 평균 및 피크 이용률 대 지연 범위

지연에 의한 피크 이용률 대 버스트 비율은 지연된 값을 40ms에서 70ms까지 변화시키고, 평균간격 I=165로 고정시켜 시뮬레이션 한 결과는 그림 4-3과 같다. 여기서 피크 이용률 또는 통계학적 인 다중화 이득은 버스트 비율이 높을 때 더 높다. FCFS의 서비스 규율을 위해 결정론적 지연 범위는 모든 채널에서 피크 속도의 합이 링크 대역폭보다 클 때 얻을 수 있다.

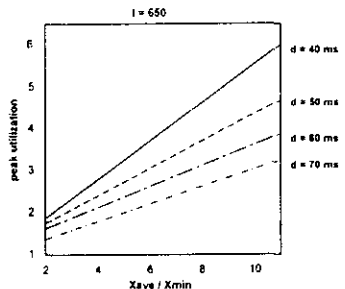


그림 4-3. 지연에 의한 피크 이용률 대 버스트 비율

FCFS는 모든 채널을 위한 지연 범위의 단일 값을 제공할 수 있

으며, 집적 서비스를 위한 성능 요구는 다양하므로 서비스 품질에 대한 다중 클래스를 지원하는것은 중요하다. FCFS의 지연 범위는 모든 채널 간에 가장 엄격한 요구를 만족시켜야 하므로 채널이 다른 성능 요구를 가질 때에도 결정론적 실시간 트래픽을 위해 높은 평균 이용률에 도달할 수 있다.

5. 결론

본 논문에서 모든 채널의 피크 속도의 합이 링크 속도 보다 더 클때 결정론적 지연 범위를 제공할 수 있음을 보였다. FCFS의 서비스 규율을 이용하여 평균 이용률은 결정론적 서비스를 위해 달성될 수 있다. 결정론적 테스트를 비교해 보면 새로운 결과는 트래픽이 버스트한 상태일 때 받아들일 수 있는 연결의 수가 증가 하였으며, 버스트율이 더 높아진 만큼 이용률도 증가함을 보였다. 그러나 전체적인 평균 링크 이용률은 버스트율이 더 높아질 때 더 낮아진다. 이는 보장된 트래픽 성능에 의해 네트워크 이용률을 향상 시키기 위해 적용될 수 있으며, 서비스 품질에 영향을 주지 않고, 통계적 다중화에 의해서 더 높은 평균 네트워크 이용률을 달성할 수 있다.

참고 문헌

- [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. 3003.1-3003.9, San Diego, California, December 1990.
- [4] D. Verma, H. Zhang, and D. Ferrari, "Guaranteeing delay jitter bounds in packet switching networks," In Proceedings of Tricom'91, pp. 35-46, Chapel Hill, North Carolina, April 1991.
- [5] H. Zhang and D. Ferrari, "Rate controlled static priority queueing," IEEE INFORCOM'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.