

광대역망에서 실시간 통신을 위한 트래픽 지연제어에 관한 연구

* 장혁*, 김광준*, 나상동*, 조현섭**, 장성환***, 배철수****

* 조선대학교 컴퓨터공학과 ** 충남산업대 전자공학과
*** 원광대 전기공학과 **** 관동대학교 전자통신공학과

A Study on the Traffic Delay Control for real-time Communication in Broadband Network

Hyok Jang*, Kwang-Jun Kim*, Sang-Dong Na*, Hyeon-Seob Cho**,

Sung-Wan Jang***, Chul-Soo Bae****

* Dept. of Computer Eng. Chosun Univ.

** Dept. of Electronics, Choongnam Sanup Univ.

*** Dept. of Electronical Eng. Wonkwang Univ.

**** Dept. of Electronic Comm., Eng. Kwangdong Univ.

sdna@mail.chosun.ac.kr

ABSTRACT

Network-based real-time multimedia applications require guaranteed performances of communication service. Also according to increased bandwidth and processing performance in the future high speed networks, it is possible to make multimedia real time applications such as distributed real time applications including video conference, medical imaging, and video education.

These applications have characteristics of stringent performance requirements in terms of delay, delay jitter and maximum loss rate. This paper proposes a new delay control for Broadband networks with FCFS queueing. The delay control provides an alternative solution to a current problem in real-time communication; traffic distortion, which makes it difficult to meet such real-time requirements. In simulation, it shows that the proposed delay control can guarantee local and end-to-end delay.

1. 서론

지금의 컴퓨터 통신망은 비교적 낮은 통신 링크와 데이터 지향적인 서비스로부터 고속 광섬유 링크들과 다양한 멀티미디어 서비스로 발전하는 단계에 있으며, 실시간성이 보장된 엄격한 수행 성능 보장성을 갖는, 즉 지연보장과 패킷 손실 바운드(경계값)를 갖는 통신은 미래 통신망에서 필수적 특성으로 인식되고 있다 [1].

통신은 실시간 통신(영상회의를 포함하는 멀티미디어 서비스 등)과 비실시간 통신(파일 전송, 전자메일 등)으로 크게 구분할 수 있는데, 실시간 통신의 특징은 사용자에게 메시지를 빠른 시간에 성공적으로 전송하는 것이다. 실시간 통신에서 각각의 통신망을 경유하여 전송되는 메시지 전송시간은 최대 지연과 종료시한에 따른 바운드를 갖는다. 통신 오버헤드로 인해 빈번히 발생하는 지연으로 인해 메시지가 종료시한을 초과하는 결과를 초래한다.

광대역 망에서 실시간 서비스를 제공할 수 있는 교환기술은 회선 교환망, 고속 패킷 교환망과 이 두 가지를 조합하는 기술을 들 수 있으며, 미래의 고속통신망은 광대역망과 같은 고속 패킷 교환망으로 분산 실시간 응용을 위해 제공된다. 이러한 응용은 높은 대역폭을 요구할 뿐만 아니라 예측할 수 있는 성능과 서비스의 품질을 요구하지만, 대부분 클라이언트에서 이러한 성능에 대한 요구를 충분히 만족시키지 못하고 있는데, 이의 원인으로는 많은 버스트성 채널들의 통계적 다중화와 트래픽 왜곡을 다룰 수가 없는 불충분한 지연제어와 실시간 통신의 트래픽 왜곡을 다룰 수가 있다[2][3][4].

지연제어와 트래픽 왜곡의 문제에 대한 여러 방안이 제안되었으나, 제안되었던 방법들은 경로상의 노드에 트래픽을 재형성하기 위한 레귤레이터(regulator)를 필요로 한다. 이러한 레귤레이터를 고속통신망에 추가함으로써 스위치 비용이 증가하고 망의 전체 처리 용에 바람직하지 못한 영향을 미친다[5][6][7].

본 논문에서는 레귤레이터와 같은 추가적인 하드웨어 없이 광대역망에 대해 트래픽 왜곡의 영향을 고려한 지연분석을 제안하는데 광대역망에서 지연분석은 실시간 통신을 지원하고 서비스 품질을 보장할 수 있는지를 나타내므로 트래픽 재형성을 위해 이용되어진 레귤레이터를 배제한 제안된 지연분석은 현재 광대역망의 큐잉 방

식인 선입선출(FCFS)방식을 이용한 채널 설정의 절차와 버퍼 요구 그리고 예측할 수 있는 연산을 포함한다.

2. 트래픽 지연 모델 파라미터

본 단락에서는 광대역망에 적용될 수 있는 FCFS 서비스 스케줄링에 기반하여 지연분석에 이용되어지는 트래픽 특성 파라미터를 서술하고 지연 바운드를 유도하는 분석점을 지적한다. 두 지점간의 셀 전송에 있어 발생하는 지연은 그림 2-1과 같이 나타낼 수 있으며,

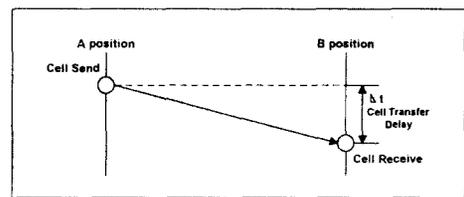


그림 2-1. 트래픽 전송 지연

지연제어를 위해 이용되는 트래픽 특성들을 다음의 파라미터 값은 다음과 같다. A 는 평균 상호 도착시간, I_{min} 는 패킷의 최소 상호 도착시간, I_{avg} 는 패킷의 평균 상호 도착시간 A 를 초과하는 평균 상호 도착시간, S_{max} 는 최대 패킷의 크기이며, 각각의 파라미터는 종단간 지연과 최대 셀 손실률과 같은 성능 파라미터를 제공하는데, 트래픽 모델에서 I 을 링크속도라고 하면, 최대 이용율은 식 (2-1)과 같고, A 를 초과하는 평균율의 상위 바운드는 식 (2-2), 그리고 평균 대 피크율의 비 또는 버스트 비율은 식 (2-3)과 같다.

$$S_{max} / (I_{min} \times I) \quad (2-1)$$

$$S_{max} / I_{acc} \quad (2-2)$$

$$I_{acc} / I_{min} \quad (2-3)$$

광대역망의 트래픽은 타입은 항상 비트율 트래픽 (CBR)과 가변 비트율 트래픽 (VBR) 모델로 서술될 수 있으며, 망 내의 지연이나 교차 트래픽 등으로 인한 트래픽 왜곡은 실시간 채널의 설정 값과 상에서 트래픽 서비스의 중단간 요구를 근거리 요구로 변환한다. 각각의 노드는 근거리 요구를 충족시키는데 근거리 지연 바운드를 유도하여 임의의 시간 간격동안 노드에 도달할 수 있는 최대 패킷의 수를 아는 것은 매우 중요하다.

부하는 망 내부에서 선택된 경로의 이진 스위치에서 집속의 트래픽 패턴을 왜곡하는데, 이러한 트래픽 왜곡의 결과는 트래픽 경로 상의 스위치에서 정의되지 못한 패킷, 즉 원래의 트래픽 파라미터를 만족하지 못하는 패킷을 생성하여 다운 스트림 스위치에서 버퍼 오버플로우를 야기할 수 있다.

근거리 보장은 그 트래픽 스트림이 파라미터를 만족할 때에만 가능하기 때문에, 트래픽 왜곡의 영향을 고려한 근거리 바운드 연산은 중요하다. 소스 호스트에서 파라미터 (I_{min} , I_{acc} , A , S_{max})를 만족할 수 있는 트래픽을 고려하면, 치은 스위치는 동일한 파라미터를 보이나, 다음 스위치에서는 원래의 파라미터값과는 상이한 I_{min} , I_{acc} , A , S_{max} 으로 트래픽은 원래의 파라미터 값을 다르지 않는다.

트래픽 왜곡 패턴에서 패킷은 처음 스위치에서 최대 지연을 갖게 되고, 그 외의 스위치들은 트래픽 스트림의 교차에 의해서 최소 지연을 갖는다. 상호도착시간 I_{acc} 는 A 에 의존적이기 때문에, 따라서 평균간격에 의존하여 변하며 지연바운드 분석 또한 이것의 연수로 계산을 해야만 한다.

트래픽 왜곡의 해결 방안에 대해 여러 가지 방법이 제안되어져 왔는데, 그 중 하나가 트래픽 소스의 근본적인 특성들로부터 각각의 노드에서 트래픽을 재구성하는 것이다[8][9]. 이러한 방법에서 결합적 흐름 모델이 소스를 특성화하기 위해 이용되는데, 이는 결합적 간격 γ 동안 그 출력의 양이 $\delta + \gamma \times \lambda$ 에 의해 바운드를 받으면, 트래픽 소스는 (δ, λ) 를 만족한다고 말할 수 있으며 인수 δ 는 최대 버스트 크기로 λ 는 트래픽의 평균율이다. 망의 유입점에서 j 를 접속 번호라 할 때, (δ_j, λ_j) 를 만족하는 접속 트래픽은 스위치 i 의 유입점에서 $(\delta_i + \sum_{k=1}^j (\lambda_k \times \bar{d}_k) \times \lambda_j)$ 로써 특성화된다.

\bar{d}_k 는 스위치 k 에서의 접속 j 의 근거리 지연 바운드로 트래픽을 재구성함으로써 근거리 지연제어분석이 이루어질 수 있다.

트래픽 패턴을 각각의 스위치에서 재구성하는 방법에는 비율제어 시미스인 작업보존 방식 서비스 클래스를 이용하는 Delay-EDD (Delay Earliest Due Date) 방식과 비작업보존 서비스 클래스를 이용하는 Jitter-EDD (Jitter-Earliest Due Date) 방식이 있는데, 비작업보존 서비스 클래스에서 서비는 전송되기 위해 대기중인 미해결 패킷이 존재하더라도 일장기간 휴지기간 갖으며, 반대로 작업 보존 서비스에서는 미해결된 패킷이 있는 동안은 상수율로 항상 패킷을 전송한다[7][10][11][12].

작업보존 서비스의 비율 제어자는 접속 기반으로 입력 트래픽을 모니터링하고 입력 트래픽에서 요구된 트래픽 패턴을 재구성하며, 전송을 위해 패킷을 재배열하기 때문에 이는 물리적 레플레이터가 요구된다. 그림 2-2는 비율제어 서비스로 비율 제어기와 스케줄러의 두 가지 요소로 구성된다. 비율 제어기는 각 패킷에 다양한 시간을 할당함으로써 각각의 접속에 대한 입력 트래픽을 요구되는 트래픽 패턴으로 재구성하고 모든 접속으로부터 다양한 실시간 트래픽의 전송을 FCFS 방식을 이용하여 수행한다.

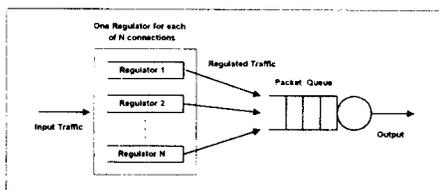


그림 2-2 지연제어를 위한 노드 모델

본 논문은 저장 우선순위 방식의 하나인 Delay-EDD 방식으로 작업보존 스케줄러를 이용하여 비율제어를 실행 하나, 각각의 노드에서 비율제어기가 필요 없는 접근 방법을 제안한다. 다음의 근거리 지연 바운드 분석에서는 전과 지연과 스위칭 시간을 무시하는데, 이는 일반적으로 고려된 상수율이기 때문이다.

3. 트래픽 지연분석

지연제어분석을 통한 근거리 지연 바운드를 연산하기 위해 필수적인 기본 개념을 제시한다. 이러한 개념은 백로그(Backlog)와 활성 기간(Busy period)으로 그림 2-3과 같다. 그림 2-3에서 수평축은 시간을 의미하고 계단 모양의 선은 트래픽의 시작 이래로 도달되는 비트들의 총 수를 의미한다. 패킷의 도달은 계단모양으로의 점프를 갖으며, 직선은 전송된 비트들의 수를 나타낸다. 계단모양의 선과 직선으로 표시되는 비트 총 수 사이의 차로써 백로그를 정의하는데, 이는 전송되지 못한 비트들의 수이며 따라서 두 개의 곡선이 만나는 점에서의 백로그는 0(영)이 된다. 시간축 즉, x축 상에 도달점은 활성 기간의 말단부로, 휴지기간은 활성기간 이후에 도착하는 비트가 없으면 나타난다.

망에서 왜곡을 갖는 트래픽에 대해서 논의하기 위해, 실질적으로 가장 큰 백로그를 유도할 수 있는 최악의 트래픽 입력을 고려한다. 이러한 고려는 그림 2-3에서 만일 어떤 비트가 발생할 수 있는 최대 지연이 링크 속도에 의하여 분할된 최대 백로그와 일치한다고 가정한다면 다음의 논리로써 증명된다.

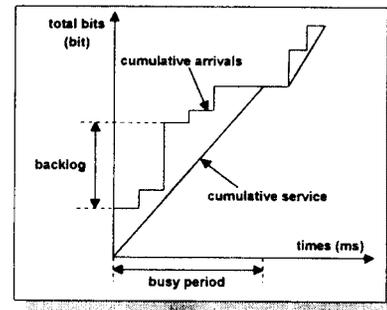


그림 2-3. 백로그와 번잡기간

지연제어분석의 용이성을 위해서, 본 논문에서는 다음과 같은 파라미터들을 정의하며 이를 이용하여 지연을 분석한다. D 는 중단간 지연, j 는 접속 수, i, k 는 스위치 수, \bar{d}_i 는 노드 i 에서 채널에 의해 발생하는 근거리 지연, d_{min}^k 는 k 번째 스위치에서 접속 j 의 최소 근거리 지연 바운드, γ 은 시간 간격, S_{max} 는 링크용량을 초과하여 전송될 수 있는 최대 패킷의 크기, $N_{max}^i(\gamma)$ 은 γ 동안 i 노드에서 j 접속에 도달하는 패킷의 최대 수, $N_{max}^i(\gamma)$ 은 γ 기간 동안 소스에 의해 생성되는 패킷의 최대 수를 나타낸다. 그림 3과 같이 서버가 할당율로 항상 패킷을 전송함으로써 이는 작업보존 서비스이며 상향으로 감포하는 곡선은 트래픽 억압함수로써 임의의 시간 간격 동안에 도달할 수 있는 비트들의 수를 정의한다.

본 논문에서는 $b(\cdot)$ 로 억압 함수를 정의하는데, 예를들어 만일 i 접속의 트래픽 소스의 파라미터 (I_{min} , I_{acc} , A , S_{max})를 만족하면 임의의 간격 γ 에 대해 도달될 수 있는 비트들의 최대수는 $b_i(\gamma)$ 로 주어진다. 여기서 $\bar{b}_i(\gamma)$ 는 식 (3-1)과 같다.

$$b_i(\gamma) = [\min(\{\gamma \bmod A / I_{min}\}, [A / I_{acc}]) + \{\gamma / A\} \{A / I_{acc}\} + S_{max}] \quad (3-1)$$

트래픽 파라미터 (I_{min} , I_{acc} , A , S_{max})의 억압함수는 트래픽 파라미터 (I_{min} , I_{acc} , A , S_{max})를 만족하는 경우에만 유효하기 때문에, 본 논문은 이러한 단점을 없애고 이러한 억압함수를 만족하지 않는 트래픽의 경우에도 이를 만족하게 하기 위해 다음을 유도한다.

FCFS 서비스로 링크상에 다중화된 n 개의 채널이 있고 최대

링크속도를 I 이라 하자. 각각의 채널 $j, j=1 \dots n$, 에 채널 j 상 트래픽이 $\bar{b}_j(r)$ 로 바운드 되면 모든 채널상의 패킷 지연은 \bar{d} 에 의해 바운드 된다

$$\bar{d} = \frac{1}{I} \forall r \max_{\geq} (\sum_j \bar{b}_j(r) - I \times r) + \frac{\bar{S}_{\max}}{I} \quad (3-2)$$

\bar{S}_{\max}/I 항은 전송되는 동안 할당될 수 없었던 비실시간 패킷의 서비스 시간을 계산한 것으로, $\bar{b}_j(r)$ 는 접속 j 상에서 도착하는 비트의 수를 정의하며 이는 패킷의 가장 큰 지연이 가장 큰 활성기간 내에 패킷이 도달할 때 나타남을 의미한다. 이러한 이론은 트래픽 소스가 원래의 트래픽 파라미터를 따를 필요 없이 지연 바운드를 유도하기 위해 이용한다.

지연 바운드 연산은 경로상의 임의의 노드에서 임의의 기간 r 에 대해 도착한 패킷의 수가 기간 $(r + \sum_{k=1}^r d_{k,i} - d_{\min}^{k,i})$ 에 의해 생성되는 소스 패킷의 수를 초과하지 않는다.

링크 상에서 FCFS 스케줄러로 n 개의 채널들이 다중화 되고 링크속도가 I 이라고 하자. $j = 1 \dots n$, 에 대해 채널 j 상의 트래픽이 $\bar{b}_{j,i}(r)$ 에 의해 바운드 되고 만일 링크 최대 이용율이 $\sum_{j=1}^n (S'_{\max}/I'_{\min}) \times (1/I) \leq 1$ 이면 모든 채널 상에서 패킷 지연들은 식 (3-2)의 \bar{d} 에 의해서 바운드 된다.

$$\bar{d} = \frac{1}{I} \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sum_{k=1}^r (d_{k,i} - d_{\min}^{k,i})}{I'_{\min}} - 1 \right) S'_{\max} + \frac{\bar{S}_{\max}}{I} \quad (3-2)$$

피코울의 합이 링크 속도 이하라고 가정하여 지연 바운드를 연산 하였으며, 이에 따라 새로운 접속의 합이 링크 속도를 초과하면 거절된다. 이는 링크 상에 매우 버스트한 트래픽이 유입되었을 경우에는 링크에 대한 낮은 평균 이용율을 유도할 것이며 피코울의 합이 링크속도 보다 크다 할 지라도 평균 이용율의 합이 링크속도 보다 낮은 평균 이용율이 1 이하인 지연 바운드가 얻어질 수 있음을 보인다. 이에 따라 다음의 논거는 각각 동종과 이종의 채널들에 대한 지연 바운드를 제시한다.

FCFS 스케줄러로 링크상에 다중화된 n 개의 동종 채널들이 있고 링크속도가 I 이라고 하면, $j = 1 \dots n$ 에 대해 채널 j 상의 트래픽은 $\bar{b}_j(r)$ 에 의해 바운드 된다. 만일 평균 이용율 U_{ave} 이 $U_{ave} = n \times S_{\max}/I_{ave} \leq 1$ 이고 최대 이용율 U_{peak} 가 $U_{peak} = n \times S_{\max}/I_{min} \geq 1$ 이면, 모든 채널상에서 패킷 지연은 식 (3-3)의 \bar{d} 에 의해 바운드된다.

$$\bar{d} = \frac{1}{I} \sum_{j=1}^n \sum_{k=1}^r (d_{k,i} - d_{\min}^{k,i}) S_{\max} + I_{min} + (U_{ave} - \frac{1}{B_{Rate}}) A + \frac{\bar{S}_{\max}}{I} \quad (3-3)$$

최대 지연은 근거리 채널들이 피코울로 셀들을 생성할 때 발생하며, 이러한 이론은 $U_{ave} \leq 1, U_{peak} \geq 1$ 이기 때문이다. 따라서 어떤 고정된 버스트 비율로 U_{ave} 가 증가함으로써 지연 바운드는 증가하며, 이는 링크가 과부하 되면 될수록 지연시간이 더욱 커진다. 이것은 의미한다. 이와 유사하게 어떤 고정된 U_{ave} 에 대해서 트래픽이 더욱 버스트 하면 할수록 즉, 버스트 비율이 크면 할수록 어떤 고정된 평균 간격에 대한 지연은 더욱 커지며, 이는 트래픽이 통과해야만 하는 총합이 많으면 할수록 더욱 더 버스트하기 때문이다. 이는 지연 바운드가 상료를 따라 증가하며, 지연 바운드에서의 이러한 증가는 회피할 수 없다. 다음의 이종 채널에 대한 이론은 다음과 같다.

n 개의 이종 채널들이 FCFS 스케줄러로 링크상에 다중화되고, $j = 1 \dots n$, 으로 채널 j 상의 트래픽은 $\bar{b}_j(r)$ 에 의해 바운드 된다. 만일 $U_{ave} = n \times S_{\max}/I_{ave} \leq 1$, 즉 평균 이용율이 1 이하 라면 모든 채널 상에서의 패킷 지연은 식 (3-4)의 \bar{d} 로 바운드 된다.

$$\bar{d} = \sum_{j=1}^n A_j \times (M_{Rate_j} - \frac{1}{B_{Rate_j}}) + \frac{S'_{\max}}{I} \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{d_{k,i} - d_{\min}^{k,i}}{I'_{\min}} \right) + 1 + \frac{\bar{S}_{\max}}{I} \quad (3-4)$$

중단간 지연 바운드를 분석하는 단계를 수행하기 위하여 다음의 논거를 제안한다.

직렬로 접속된 n 개의 노드를 통과하는 접속을 고려하여 트래픽이 최초의 스위치에 유입할 때 트래픽이 자신의 파라미터 ($I_{\min}, I_{ave}, A, S_{\max}$)를 따른다고 가정한다. $b_j(r)$ 을 노드 $i, i = 1, \dots, n$ 에서 억압함수, \bar{d}_i 는 노드 i 에서 지연 바운드라 하면, 패킷의 중단간 지연 \bar{D} 는 식 (3-5)와 같다.

$$\bar{D} = \sum_{i=1}^n \bar{d}_i \quad (3-5)$$

지연 바운드를 연산하고 이에 따른 FCFS 서비스를 수행하기 위한 새로운 지연 예측 설정은 충분한 자원들을 이용할 수 있는가 하는 단계와 이에 따른 지연제어 테스트로 이루어진다. 처음의 단계에서 다음의 테스트들은 경로상의 각 링크에서 실행되어지는데 이 용율 테스트는 식 (3-6)과 같고,

$$\sum_{j=1}^n \frac{S'_{ave}}{I'_{\min}} \times \frac{1}{I} \leq 1 \quad (3-6)$$

지연테스트는 식 (3-7)과 같다.

$$\bar{d}_i = \frac{1}{I} \times \sum_{j=1}^n \left(\frac{\sum_{k=1}^r d_{k,i} - d_{\min}^{k,i}}{I'_{\min}} - 1 \right) S'_{\max} + \frac{\bar{S}_{\max}}{I} \leq \frac{\min(d_{i,j})}{\forall j \in n} \quad (3-7)$$

위의 지연제어 테스트는 최대 이용율이 1이하인 경우에 대한 것이며, 그 외의 경우 즉, 피크 이용율이 1 이상인 동종 또는 이종 채널에 대해서는 이전 단락에서의 제시된 식으로 대체되고 위의 식에서 $d_{i,j}$ 는 채널 j 에 대해 노드 i 에서 허용할 수 있는 상위 지연 바운드이다. $d_{i,j}$ 의 이용으로 채널의 수락가능성은 적어지는데 목적노드에 도달하였을 때의 지연 바운드 테스트는 식 (3-8)과 같다.

$$\bar{D} \geq \sum_{i=1}^n \bar{d}_i \quad (3-8)$$

앞 단계에서 노드 지연바운드마다 노드상의 채널에 주어질 수 있는 최소 지연이 있었다. 그러므로 만일 새로운 채널이 이러한 지연 바운드를 예약하면 다른 어떤 새로운 채널도 노드에서 수락될 수 없는데, 이는 더욱 많은 트래픽이 노드에 추가될 때 지연이 증가하기 때문이다. 이러한 이유로 채널들의 성능에 엄격하게 요구되지 않는 자원은 망 노드로 다시 반환되어야 하고 지연에 이용할 수 있는 슬랙(slack) Δ_i 는 $\Delta_i = D_i - \bar{D}_i$ 로 정의되며, 여기서 D_i 는 요구되는 중단간 지연 바운드이다.

비율 제어된 망들에서 노드 i 에 대해 할당된 Δ_i 의 일부분으로 $d_{i,j}$ 를 증가시키는 노드를 초과하여 슬랙을 분할하는 것은 가능하다. 그러나 증가하는 $d_{i,j}$ 는 노드 i 에서 지터를 증가시키기 때문에 이는 작은 망들에서는 타당하지 못하다. 이러한 지터에서의 증가는 지연을 i 노드에서 뿐만이 아니라 i 노드와 목적노드 사이에서도 증가시킨다. 따라서 슬랙의 분할은 초기 노드에서 증가되는 지터에 의해 야기되는 지연뿐만 아니라 현재의 망에서도 증가되는 지연까지 고려해야 한다.

$\delta_{i,j}$ 에 의한 상위 지연바운드의 증가 $d_{i,j+1}$ 는 $\delta_{i,j+1} \times S'_{\max}/(I \times I'_{\min})$ 로 $d_{i,j}$ 를 증가시키며 이는 앞에서 \bar{d} 에 대한 방정식을 고려함으로써 보여지고, 노드 $i+1$ 에서, \bar{d}_{i+1} 은 $[\delta_{i,j} + \delta_{i,j+1} \times S'_{\max}/(I \times I'_{\min})] \times S'_{\max}/(I \times I'_{\min})$ 에 의해 증가된다. 노드 $i+1$ 에서 증가하는 이진 노드 즉, 상수 인수에 의해 다중화된 이전 노드에서의 증가치에 대한 함이고 노드에서 발생하는 지연 영향에

따라서 이러한 증가량을 Δ_m 으로 나타내면 목적 노드에서 바라본 채널 j 에서 발생된 총단간 지연은 식 (3-9)와 같다.

$$\bar{D}_j + \Delta_j = \sum_{m=1}^N \bar{d}_m + \delta_m + \sum_{m=1}^N \Delta_m \times \frac{S'_{max}}{I} \times \frac{1}{I'_{min}} \quad (3-9)$$

여기서 δ_m 는 노드 m 에서 지연에 대해 고려된 슬랙 이고, Δ_m 은 노드 m 에서 $d_{m,j}$ 이 증가함으로써 야기되는 추가적 지연이다. 이러한 방정식에 따라 총단간 지연을 두 부분으로 분리할 수 있는데, 이는 최소 총단간 지연과 추가적 총단간 지연이 슬랙의 증가에 따라 증가하기 때문이다. 일반적으로 채널 j 에 대한 노드 i 에서의 추가적 지연은 식 (3-10)과 같다.

$$\Delta_{i,j} = \delta_{i,j} + \sum_{m=1}^N \Delta_m \times \frac{S'_{max}}{I} \times \frac{1}{I'_{min}} \quad (3-10)$$

시연을 예약하기 위해, 각각의 노드 i 에서 $\delta_{i,j}$ 에 대한 값을 선택되어지며, $\delta_{i,j}$ 의 값이 $\sum_{m=1}^N \Delta_m \geq 0$ 이면, 즉 $\delta_{i,j} \leq \Delta_j$ 를 나타내는 식은 식(3-9)에 의해 바운딩된다. 이러한 관계는 다수의 슬랙이 목적지 이전의 노드에서 지연을 증가시켜 총단간 지연을 위반하기 때문에 다음의 노드에서도 마찬가지로 $\sum_{m=1}^N \Delta_m \geq 0$ 이므로, $\delta_{i,j} \leq \Delta_j$ 가 됨으로 결국 각각의 노드 i 에서 채널 j 에 대한 할당된 지연 바운드 $d_{i,j}$ 는 $\bar{d}_i + \delta_{i,j}$ 와 일치한다. $\Delta_{i,j}$ 의 값에 대해서는 또 하나의 제한값이 존재하는데 이 값은 노드 i 에서 전반적으로 제어될 수 없는 \bar{d}_i 의 증가를 나타내며, $d_{i,j}$ 의 새로운 값은 다음의 식과 같이 $\bar{d}_i = d_{i,j} + \Delta_{i,j}$ 의 형태로 결정되고 이 값은 채널 j 로 링크를 공유하는 그 밖의 채널의 지연 바운드보다는 작다. $\delta_{i,j}$ 의 값의 선택은 위한 양의 전송 능력에 영향을 끼침으로 따라서 상대적으로 높은 $\delta_{i,j}$ 값을 선택하는 것은 신중히 고려해야한다.

4. 시뮬레이션 결과 및 검토

본 논문에서는 두 개의 지연실정 모델을 시뮬레이션 하였는데 일반적인 큐잉모델과 다른 하나는 지연 영향을 삼각한 큐잉모델이다. 표 1은 이 두 가지의 모델들을 비교함에 있어 지연 바운드 연산에서의 $\overline{S_{max}}/I$ 항을 고려치 않았다.

표 1. 시뮬레이션을 위한 분석 모델

	Model 1	Model 2
Bandwidth Test	$\frac{1}{I} \times \sum_{i=1}^N \frac{S'_{max}}{I'_{min}} \leq 1$	$\frac{1}{I} \times \sum_{i=1}^N \frac{S'_{max}}{I'_{min}} \leq 1$
Delay Bound	$\frac{1}{I} \times \sum_{i=1}^N S'_{max}$	$\frac{1}{I} \times \sum_{i=1}^N [* Equ] S'_{max}$

$$*Equ = \sum_{i=1}^N (d_{k,i} - d_{min}^{k,i}) / I'_{min}$$

실시간 시뮬레이션에서는 공유된 모든 링크들의 평균 이용율을 1로 하여 모든 교차 채널들을 동시에 비스듬히 채워 배치했으며, 이에 따라 모든 소스들이 트래픽의 피크용으로 셀을 생성하게 하여 모니터링 채널 상에서의 왜곡을 최대화했다. 본 논문에서 시뮬레이션은 항상 비드롭 트래픽과 지연 상에서 비드롭한 가변 비드롭 트래픽에 의한 비드롭 비율과 평균 간격을 고려하여 결과를 제시하고, 그리고 지연바운드 연산과 피크 요구의 정확성을 검토한다. 모델 1의 간단한 수락제어는 트래픽 왜곡의 영향을 계산할 수 없는 트래픽 왜곡의 영향이 실제로 존재한다는 것을 보여주었고, 따라서 본 논문에서는 개인된 지연제어 설정이 트래픽 왜곡의 영향을 얼마나 반영할 수 있는가를 테스트한다.

제안된 지연분석을 위한 시뮬레이션 모델은 그림 4-1과 같이 3개의 스위치와 8개의 호스트로 구성된 간단한 시뮬레이션 형태에서 각각 155 Mbps, 100 Mbps 그리고 155 Mbps의 링크속도를 갖는 링크 1, 2 그리고 3에서의 지연에 대해 중심적으로 연구한다. 이러한 값들은 광대역망에서 스위치에 접속된 호스트의 수에 종속적이

로 링크속도들이 100 Mbps 과 155 Mbps 사이에서 변화될 수 있기 때문이다. 규정된 링크 속도도 역시 트래픽 왜곡을 야기하기는 하지만 더 많은 왜곡된 트래픽을 유도할 수 있다는 사실 때문에 규정되지 않은 링크 속도를 선택했다. 본 논문의 시뮬레이션은 각각의 링크를 통과하는 세 개의 접속을 갖도록 구성했으며 이는 동일한 호스트에서 다른 접속들로부터의 셀들이 호스트와 스위치 사이의 링크에서 연속적으로 나열될 수 있기 때문이다.

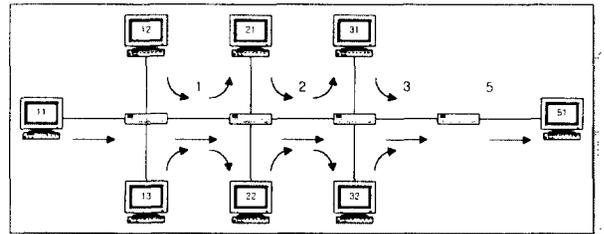


그림 4-1. 시뮬레이션을 위한 네트워크 모델

시뮬레이션을 위한 입력 트래픽은 소스에서 목적지 호스트까지 22-32 와 21-31 의 링크 대역폭은 20.0(Mb/s), 25.0(Mb/s)이고 다른 나머지 링크는 모두 50.0(Mb/s)으로 하였고 22-32 와 21-31의 링크 대역폭은 각각 20.0(Mb/s), 25.0(Mb/s)이며 다른 나머지 링크 역시 50.0(Mb/s)으로 주었다. 그리고 평균 인터발과 목적 총단간 지연은 각각 모두 10000.0(μs) 와 80.0(μs)로 주었으며, 모든 채널은 CBR (Constant Bit Rate) 셀들을 생성한다. 즉, 평균과 최대 대역폭이 동일하며 예를들어 55 Mbps를 갖는 11에서 51까지의 채널은 7.7 μs (ms보다 130 셀들 또는 sec마다 129,717 셀들)의 속도로 셀을 생성시키는데 이러한 트래픽 입력에 대한 시뮬레이션 결과는 그림 4-2와 같고, 이것의 최대 연산된 지연제어율은 두개의 모델로 예측된 지연 바운드를 제시하며, 모델 2는 모델 1의 지연바운드 연산에 $\left[\sum_{i=1}^N (d_{k,i} - d_{min}^{k,i}) / I'_{min} \right]$ 이 추가된 식을 이용한다.

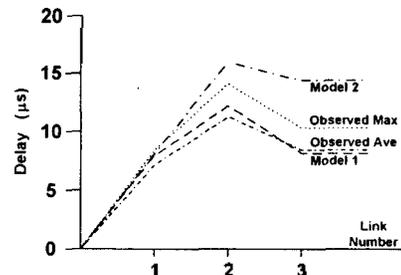


그림 4-2. 입력트래픽의 시뮬레이션 결과

링크 2와 링크 3의 예측 값의 비율로, 모델 2의 예측이 모델 1의 예측에 비해 링크 2에서는 19%와 링크 3에서는 42% 정도가 개선되었음을 보인다. Ave 곡선은 링크상의 모든 접속들에서 관측된 값에 대한 최대치의 평균에 대응한다. 링크 1에서 두 모델의 예측값이 일치하는데, 이는 링크 상에서 어떠한 트래픽 왜곡도 존재하지 않기 때문이다. 지연 바운드 값은 변하지 않으나, 입력 트래픽의 대역폭이 변함에 따라 관측된 값들은 변하며, 10,000μs의 시간으로 시뮬레이션되었다.

일반적으로 소스는 CBR로 셀을 생성한다, 대부분의 어플리케이션에서, 비드롭셀을 갖는다. 이러한 비드롭한 트래픽은 가변 비드롭 트래픽(VBR)로 분류되며 트래픽 소스는 두 가지의 요소에 따라 비드롭셀을 갖는다. 이는 비드롭 비율이 낮거나 평균 간격이 큰 경우들이다. 비드롭 비율이 크면 불순속 트래픽은 더욱 비드롭함으로써, 평균 간격은 트래픽이 비드롭한 셀을 생성할수 없게 되는 것일 것이다. 비드롭 비율과 평균 간격이 크면 불순속 비드롭 기인이 발생하므로 다음에서는 각각의 링크에서 지연에 대한 비드롭 비율과 평균 간격의 영향을 알아본다.

입력 트래픽은 소스에서 목적지 호스트 즉, 12-21, 13-22, 22-32, 32-31, 21-31, 31-31, 11-31 까지 각각 최대 대역폭은 60.0, 40.0, 30.0, 50.0, 25.0, 50.0, 55.0(Mb/s)로 지정하고 평균 대역폭은 10.0, 20.0, 5.0, 10.0, 5.0, 10.0, 55.0(Mb/s)로 지정한다. 그리고 비드롭

비율은 각각 6, 2, 4, 5, 5, 1로 지정하고 목적 종단간 지연은 모두 80.0(μ s)로 지정한다.

각 접속의 평균 대역폭이 변화되었던 것과 응답적 버스트 비율이 앞에 이용되었던 트래픽 입력과 동일한 입력을 보여준다. 평균 간격은 생략하였으며, 속도는 10000.0 μ s이다. 왜곡의 영향이 가장 가시적으로 나타날 수 있도록 하기 위해서 트래픽 입력의 예블 선택 하였으며, 버스트 비율의 차이의 결과는 위에 주어진 입력 트래픽에 대해 그림 4-3과 같다.

버스트 비율의 증가에 따른 영향으로 링크 2와 3에서 관측된 최대 지연이 기본적인 경우에 비해 증가함을 보이며 이에 따라 평균 지연도 증가하는데 링크 2에서 관측된 지연과 모델 1에 의해 예측된 지연 사이의 차이로 알 수 있듯이 링크에서 셀 서비스 시간에 거의 절반에 해당하는 2 μ s를 갖는다. 즉 관측된 지연은 예측치 보다는 작으나 평균 지연은 모델 1의 예측보다는 크다는 것을 볼 수 있다.

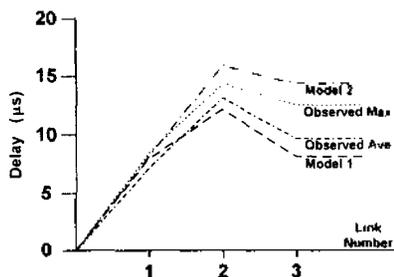


그림 4-3. 버스트성 트래픽의 시뮬레이션 결과

링크 3에서 관측된 지연과 모델 1에서 예측된 지연과의 차이는 대략 3.85 μ s이다. 이는 트래픽 왜곡에 의해 도달하는 1.12 셀들에 대한 서비스 시간에 대응한다. 최대 큐 길이가 일반적인 경우에 관측된 3개 보다 많은 4개의 셀들 이기 때문에 이러한 차이는 논리에 부합함을 알 수 있다. 이러한 버스트 비율이 주어지기 때문에, 만일 80.0에서 8.22와 12.05사이의 어떤 값으로 채널 31-51의 종단간 지연을 감소한다면, 이런 채널에 속하는 몇 개의 셀들은 종료시 한 즉, 종단간 지연을 상실한다. 모델 1은 어떠한 채널 속, 11에서 51까지, 31에서 51까지 그리고 32에서 51까지의 채널들에 대해서도 거칠지 않는 반면에 모델 2는 11에서 51까지의 채널의 접속을 거부한다. 결과적으로 버스트 비율이 갈수록 지연이 크다는 것이다. 소스로부터 떨어져 있는 링크에서의 트래픽 왜곡에 인한 영향은 소스에 가까이 있는 것 보다 더욱 가시적인데 이는 트래픽이 상대적으로 많은 흐름을 경우함에 따라 더욱 버스트 해지기 때문이다.

5. 결론

과거의 데이터 지향적 서비스로부터 고속 광섬유 링크를 사용하는 초고속 통신으로 변화해 가고 있는 현재의 과도기적 통신망에서 지속적으로 증가하고 있는 실시간적 통신에 대한 요구에 대해 본 논문에서는 FCFS 서비스에 대한 근거리 지연 마운드를 유도함으로써 통신망의 실시간성 요구에 접근하였다. 제시된 지연제어분석은 각각의 노드에서 비율 제어기를 배제하였으며, 비율 제어기의 요구 없이 제안된 지연 마운드를 연산은 수치적으로 증명될 수 있음을 보였고 링크의 모든 접속에 대한 링크 비트율의 합이 링크속도 보다 같 경우나 또는 평균율의 합이 링크속도 보다 작은 경우에도 지연 마운드가 성취될 수 있음을 보였다.

본 논문의 시뮬레이션 상황은 트래픽 왜곡의 영향이 미약한 경우를 고려하였으며, 그 결과들은 모든 채널이 CBR로 있을 때 생성하는 기본적인 경우에서도 트래픽 왜곡의 영향은 가시적임을 보였다. 특히 버스트성 트래픽에서의 트래픽 왜곡의 영향은 더욱 컸으며, 모든 경우에 제시된 지연제어 예측은 매우 정확했다. 관측된 지연은 제시된 예측의 70~98%로 낮았다.

앞으로의 본 연구에 대한 향후 연구방향으로는 본 연구에서 논의되었던 용의 수가 증가함에 따라 지연 마운드가 증가하는 문제를 개선하는 방안과 시뮬레이션에 이용되었던 네트워크 모델을 다른 변형된 모델로 확장하여 연구하는 것이다.

[참고 문헌]

- [1] Heinrich J. Stüttgen. Network evolution and multimedia communication. IEEE Multimedia, 2(3), 1995.
- [2] De prycker M. Asynchronous Transfer Mode. solution for broadband ISDN. Ellis Horwood Limited, 1991.
- [3] Anthony Alles. ATM Internetworking. Cisco Systems Inc., ATM Cisco Brochures, May 1995.
- [4] T. D. Jardins and S. S. Sathys. Traffic Management in fore systems' ATM networks. Technical Report 84.2, Fore Systems, Inc., November 1994.
- [5] M. Juiano et al. White Paper : ATM Traffic Management and Congestion Control. Fore Systems, Inc., February 1994.
- [6] C. M. Aras, J. F. Kurose, D. S. Reeves, and H. Schulzrinne. Real-time communication in packet-switched networks. In Proceedings of the IEEE, Vol 82, January 1994.
- [7] Hui Zhang. Service disciplines for integrated services packet switching networks. PhD thesis, University of California at Berkeley, November 1993.
- [8] R. L. Cruz. A calculus for network delay, part i : Network analysis in isolation. IEEE Transaction of Information Theory, 37(1):121-141, 1991.
- [9] R. L. Cruz. A calculus for network delay, part ii : Network analysis. IEEE Transaction of Information Theory, 37(1):121-141, 1991.
- [10] Hui Zhang and Domenico Ferrari. Rate controlled service disciplines. To appear in Journal of High Speed Networks, accepted February 1994.
- [11] Dimitrios Stiliadis. "Traffic Scheduling in Packet-Switched Networks : Analysis, Design and Implementation". Ph D thesis, University of California Santa Cruz, June 1996.
- [12] D. Ferrari. "Client requirements for real-time communication service". Technical Report TR-90-007, International Computer Science Institute, Berkeley, CA, March 1990.