

세션의 동적 대역폭 요구를 지원하는 최대-최소 흐름제어

MAX-MIN Flow Control Supporting Dynamic Bandwidth Request of Sessions

조혁래, 정 송, 장주욱
(Hyugrae Cho, Song Chong, and Ju-Wook Jang)

Abstract : When the bandwidth resources in a packet-switched network are shared among sessions by MAX-MIN flow control, each session is required to transmit its data into the network subject to the MAX-MIN fair rate which is solely determined by network loadings. This passive behavior of sessions in fact can cause serious QoS(Quality of Service) degradation particularly for real-time multimedia sessions such as video since the rate allocated by the network can mismatch with what is demanded by each session for its QoS. In order to alleviate this problem, we extend the concept of MAX-MIN fair bandwidth allocation as follows: Individual bandwidth demands are guaranteed if the network can accommodate them and only the residual network bandwidth is shared in the MAX-MIN fair sense. On the other hand, if sum of the individual bandwidth demands exceeds the network capacity, the shortage of the bandwidth is shared by all the sessions by reducing each bandwidth guarantee by the MAX-MIN fair division of the shortage. We present a novel flow control algorithm to achieve this extended MAX-MIN fairness and show that this algorithm can be implemented by the existing ATM ABR service protocol with minor changes. We not only analyze the steady state, asymptotic stability and convergence rate of the algorithm by appealing to control theories but also verify its practical performance through simulations in a variety of network scenarios.

Keywords : MAX-MIN flow control, multimedia traffic, dynamic bandwidth request, ATM ABR service

I. 서론

ATM(Asynchronous Transfer Mode) 기술을 기반으로 하는 광대역 망에서 멀티미디어 트래픽의 점유율이 높아지면서, 멀티미디어 트래픽의 특성을 적절히 반영함으로써 이를 실시간에 그리고 원하는 품질로 전송할 수 있는 네트워크 전송 프로토콜에 대한 관심이 증가되어 가고 있다. 멀티미디어 트래픽은 높은 자기상관성 (autocorrelation)에 의해 데이터가 군집 되는 것이 가장 대표적인 특성이라고 할 수 있다[1]. 한 예로 MPEG 부호화기로 압축된 비디오가 시간 축에서 발생시키는 데이터의 양을 그림 1에 도시하였는데, 어떤 구간에 있어서는 평균 데이터 발생량 보다 훨씬 큰 데이터가 상당히 긴 시간동안 발생되고 있음을 볼 수 있다.

이러한 군집적인 데이터 발생 특성을 가지는 멀티미디어 트래픽을 QoS(Quality of Service)를 보장하면서 전송하기 위해서는 데이터 발생량의 최고치를 예측하고 그 최고 대역폭을 망으로부터 예약 받는 것이 필요하다. 하지만 이와 같은 방법은 예측의 어려움과 최고 대역폭을 예약함으로써 망의 자원을 낭비하는 결과를 가져온다[2].

따라서 망에서 제공 가능한 대역폭 자원과 입력 트래픽 발생량의 변화에 따라 시변하는 필요 대역폭 자원과의 불일치를 협상을 통하여 조절할 수 있는 네트워크

전송 프로토콜이 필요하게 된다. 즉, 입력 트래픽의 발생량 변화에 따라 망에게 필요 대역폭을 시시각각 요구함으로써 예측의 어려움을 극복할 수 있고, 시간에 따라 필요한 대역폭만을 요구한다는 것은 불필요한 대역폭은 요구하지 않는 것이므로 세션들 간에 망의 자원을 효율적으로 공유할 수 있게 되는 것이다.

망에서 제공 가능한 대역폭의 정보를 피드백 받을 수 있는 서비스로는 ATM 포럼에서 정의된 ABR(Available Bit Rate) 서비스가 이미 존재하고 있다[3]. ABR 서비스에서는 RM(Resource Management)이라는 특별한 셀을 이용하여 망의 상황을 입력 트래픽이 피드백 받을 수 있는데, 이러한 RM셀에게 순방향에서 입력 트래픽의 대역폭 요구량을 망에게 알리는 역할을 추가로 부여함으로써 망과 전송측간에 대역폭을 협상하는 도구로 사용하고자 하는 것이 본 논문의 목적이다.

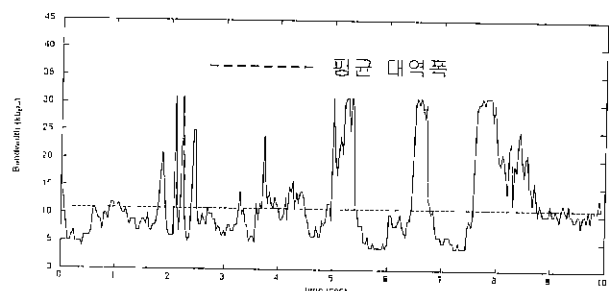


그림 1. MPEG부호화기로 압축한 영화 'JFK'의 데이터 발생률 추이.

Fig. 1. Data rate trace of MPEG compressed video 'JFK'.

접수일자 2000. 5. 1., 수정완료 2000 6. 30.

조혁래, 장주욱 · 서강대학교 전자공학과

정 송 · 한국과학기술원 전자전산학과

※본 연구는 한국과학기술원 특정기초연구비(98-0101-07-01-3)에 의하여 수행되었습니다.

한편, ATM 포럼에서는 ABR 서비스 세션간에 지향해야 할 대역폭 이용시의 공평성을 소위 최대-최소 공평성 (MAX-MIN fairness)이라는 개념으로 정의하고 있다[3]. ABR 세션간의 대역폭 이용의 최대-최소 공평성을 달성하기 위해서 지금까지 다양한 알고리즘[5][6]들이 제안되었으나 그 계산의 복잡성이라든지 알고리즘의 수렴성 및 안정성을 보장하는데 있어서의 어려움이 여전히 문제로 남아있다. 더욱이 전송측이 단순히 망의 피드백 정보에 순응하여 전송률을 조절하는 수동적인 태도에서 능동적으로 필요 대역폭을 요구하는 기능을 추가로 가지게 되면 그 문제의 복잡성은 더욱 심해진다.

본 논문에서는 전송측이 수동적으로 망이 제공하는 피드백 정보에 맞추어 자신의 전송률을 조절하는 기존의 최대-최소 흐름 제어 문제 대신에 자신의 필요 대역폭을 능동적으로 망에 요구하고 이를 망 상태에 따라 협상 조절할 수 있는 기능을 가지는 최대-최소 흐름 문제를 정의하고 이에 관한 해법을 제시한다. 전송측에 의한 필요 대역폭 요구 기능은 앞서 언급한 MPEG 비디오와 같이 군집적인 데이터 발생 특성을 가지는 VBR (Variable Bit Rate) 트래픽의 필요 전송 대역폭을 망에 전달하는데 효율적으로 이용될 수 있다. 그러나 다수의 세션이 망의 한 링크를 공유하고 있는 경우 이들이 순시적으로 요구하는 필요 대역폭의 합이 링크의 용량을 넘어서는 일이 발생할 수 있다. 이러한 문제를 해결하기 위한 방법으로는 소위 호 수락제어(call admission control)를 이용하여 필요 대역폭의 합의 최대치를 미리 예측하여 링크를 공유하려는 세션의 수를 적절히 제약함으로써 필요 대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 넘어서는 일을 미연에 방지하는 것이 있으나 이는 현실적으로 각 세션의 트래픽 발생량을 미리 예측하는 것이 불가능하므로 좋은 해결책이 되지 못한다. 본 논문에서는 이러한 문제를 해결하기 위해 기존의 최대-최소 흐름 제어 문제의 "Fair Share" 개념에 추가로 소위 'Negative Fair Share'라는 개념을 도입한다. 즉, 대역폭 요구량의 합이 링크의 용량에 미치지 못하는 경우에는 남은 링크 대역폭을 최대-최소 공평성 원칙에 따라 각 세션에 추가로 할당해 주고 (non-negative fair share), 대역폭 요구량의 합이 링크의 용량을 초과하는 경우에는 그 초과된 양을 역시 최대-최소 공평성 원칙에 따라 나누어 각 세션의 대역폭 요구량에서 감하는 것이다 (negative fair share). 이는 링크의 잔여 대역폭을 최대-최소 공평성 원칙에 따라 함께 나누어 가지는 것과 같이 부족한 대역폭에 대해서도 최대-최소 공평성 원칙에 따라 함께 손해를 보는 것이 전체 망 사용자 입장에서 공평한 대역폭 할당이라는 기본적인 개념에서 출발한 것이다. 이러한 negative fair share 개념을 지원하는 확장된 최대-최소 공평성의 정의에 대한 자세한 기술은 2장에서 주어진다. 3장에서는 ATM ABR 서비스 프로토콜을 이용하여 확장된 최대-최소 공평성을 달성하기 위한 스위칭 알고리즘을 제안한다. 특별히, 세션별 정보를 사용하지 않

고 간단한 연산만으로도 안정성 있고 확장성이 우수한 최대-최소 흐름 제어가 가능함을 수학적으로 증명한다. 4장에서는 제안하는 알고리즘의 성능을 다양한 모의 실험을 통해 검증하며 5장에서 결론을 맺는다.

II. 최대-최소 공평성의 확장(negative fair share)

최대-최소 공평성의 기본적인 개념을 그림 2의 예를 통하여 알아보자. 그림 2는 3개의 스위칭 노드와 4개의 세션으로 구성된 간단한 망을 나타내며 각 링크의 용량 C_1, C_2 은 똑같이 6이고 각 세션이 망에 보장을 요구하는 대역폭의 양, d_i ,는 모두 0이라고 가정하자. 이 경우 최대-최소 공평성 원칙에 따른 대역폭 할당은 다음과 같다. 링크 2를 지나는 세션 2, 3, 4에게는 링크 용량 6을 공평히 나눈 값 2를 할당하며, 링크 1은 세션 1과 2에게 링크 용량 6을 공평히 나눈 값 3을 할당하려 하지만, 세션 2가 이미 링크 2에 의해 대역폭 할당 값이 2로 고정됨으로 링크 1의 용량을 최대로 사용하기 위한 유일한 방법은 세션 1이 세션 2가 사용하지 못하는 잔여 대역폭 1을 추가로 할당 받아 대역폭 4를 취하는 것이다. 따라서, 최대-최소 공평성 원칙에 입각한 대역폭 할당은 세션 1, 2, 3, 4에 각각 4, 2, 2, 2를 할당하는 것이다.

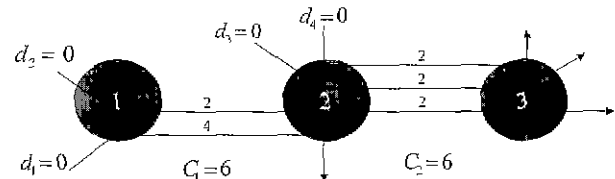


그림 2. 대역폭 할당의 최대-최소 공평성(대역폭 보장 요구가 없는 경우).

Fig. 2. MAX-MIN fairness in bandwidth allocation (no bandwidth request).

위의 경우는 세션들이 망의 대역폭 자원을 사용함에 있어 우선 순위를 할당 받거나 필요 대역폭을 구체적으로 요구하는 것을 배제하고 있다. 다시 말하면 각 세션이 할당 받는 대역폭이 철저히 망 상태에 따라 결정되는 것이다. 이 경우 각 세션의 전송단이 취할 수 있는 태도는 망에 의해 할당된 대역폭 범위 내에서 원하는 만큼의 데이터를 전송 하는 것이며 이러한 수동성은 실시간 멀티미디어 트래픽과 같이 자신의 전송 품질 보장을 위해서 구체적인 대역폭을 필요로 하는 트래픽의 전송에 적합하지 않다.

이러한 수동적인 최대-최소 대역폭 할당 방식의 문제점을 보완하기 위해서 본 논문에서는 각 세션이 필요로 하는 대역폭을 망에게 구체적으로 요구하고 망은 가능한 범위 내에서 이 요구를 수용하려는 일련의 기능을 부여함으로써 전송단이 능동적으로 대역폭 할당 과정에 참여할 수 있는 메커니즘을 제시하고자 한다. 제안하는 메커니즘은 ATM ABR 서비스의 MCR (Mini-

mum Cell Rate) 요구 기능과 개념적인 측면에서 흡사 하나 두 가지 점에서 차이점을 지닌다. 첫째, 본 논문에서는 전송단이 자신의 트래픽 발생량에 따라 계속적으로 필요 대역폭 요구량을 바꿀 수 있다는 점이고, 둘째, 호 수락 제어를 통하여 망의 어떤 링크에서도 세션들의 필요 대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 초과하는 경우를 미연에 방지하는 대신에 negative fair share의 개념을 도입하여 초과 요구량을 공평히 나누어 각 세션의 필요 대역폭에서 감한다는 점이다. 이러한 negative fair share 개념은 대역폭 할당에 있어서의 최대-최소 공평성 정의를 다음과 같이 확장 정의함으로써 수용할 수 있다.

세션의 집합을 P 라고 하고 세션 p 가 요구하는 대역폭을 d_p 라고 하였을 때 요구된 대역폭을 벡터형식으로 나타내면 다음과 같다.

$$\vec{d} = \{d_p \geq 0 \mid p \in P\} \tag{1}$$

용량 C_a 를 가지는 링크 a 에서 세션들에 의해 요구되는 대역폭의 합은

$$D_a = \sum_{p \in P_a} d_p \tag{2}$$

이고 여기서 P_a 는 링크 a 를 지나는 모든 세션들의 집합이다. 앞서 언급한 것과 같이 본 논문에서는 D_a 가 C_a 보다 큰 경우와 작은 경우를 모두 고려한다. 세션 p 가 망으로부터 할당 받는 대역폭 r_p 는

$$r_p = d_p + e_p \tag{3}$$

라고 정의하고 여기서 e_p 는 세션 p 가 망에게 요구한 d_p 와 망으로부터 할당 받은 r_p 와의 차이값을 나타낸다. E_a 는 링크 a 를 지나는 모든 세션들의 e_p 값의 합으로써 다음과 같이 표현되어질 수 있다.

$$E_a = \sum_{p \in P_a} e_p \tag{4}$$

(3)을 벡터 형식으로 나타내면

$$\vec{r} = \vec{d} + \vec{e} \tag{5}$$

이고 여기서 $\vec{r} = \{r_p \mid p \in P\}$, $\vec{e} = \{e_p \mid p \in P\}$ 이다.

정의 1: 망으로부터 할당된 대역폭의 벡터 \vec{r} 이 다음의 두 조건을 만족하면 최대-최소 공평성을 만족한다고 정의한다. 첫째,

$$r_p \geq 0, \text{ for all } p \in P \tag{6}$$

$$C_a \geq D_a + E_a, \text{ for all } a \in A \tag{7}$$

여기서 A 는 모든 링크의 집합을 나타낸다. 둘째, 집합 P 에 속하는 어떤 세션 p 를 택하여도 $e_p \geq e_{p'}$ 관계에 있는 다른 세션 p' 의 $e_{p'}$ 를 줄이지 않고서는 e_p 를 증가시킬 수 없다.

여기서 주목해야 할 점은 e_p 가 각 세션이 요구하는 대역폭을 보장하고 난 후에 세션 p 에 추가로 할당되는 잔여 대역폭에 대한 fair share 성분을 나타내는데 이 값이 양수로 제한되지 않는다는 것이다. 즉,

$$e_p \geq 0 \text{ if } d_p \leq r_p \tag{8}$$

$$e_p < 0 \text{ if } d_p > r_p \tag{9}$$

인데 $e_p \geq 0$ 은 nonnegative fair share를 나타내며 $e_p < 0$ 은 negative fair share를 나타낸다. 먼저, (8)은 세션 p 에 할당된 대역폭이 요구 대역폭 보다 크거나 같은 경우를 의미하는데 만약에 망에 존재하는 모든 링크에서 요구 대역폭의 합이 링크 용량 보다 작거나 같다면 모든 세션에 대해서 (8)이 만족된다. 즉, 모든 세션들이 자신이 요구한 대역폭을 보장 받음은 물론 추가로 nonnegative fair share를 할당 받게 된다. 그림 3에 이러한 경우의 예를 도시하였다. 각 세션이 보장을 요구하는 대역폭의 벡터는 $\vec{d} = \{2, 1, 2, 0\}$ 이며 따라서 대역폭 요구량의 합은 링크 1, 2에서 각각 $D_1 = d_1 + d_2 = 3$, $D_2 = d_2 + d_3 + d_4 = 3$ 으로 모두 링크 용량 6 보다 작다. 이 경우 최대-최소 공평성을 만족하는 각 세션의 대역폭 할당값을 정의 1에 의해 구해보면 $\vec{r} = \{4, 2, 3, 1\}$ 로 주어지고 이는 링크 1, 2의 잔여 대역폭, 즉, $E_1 = C_1 - D_1 = 3$, $E_2 = C_2 - D_2 = 3$ 의 fair share가 벡터 $\vec{e} = \{2, 1, 1, 1\}$ 로 주어짐을 의미한다.

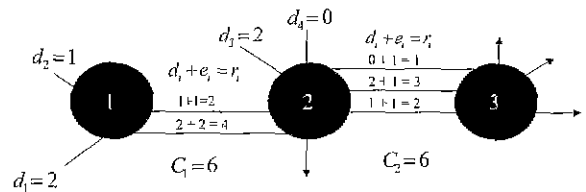


그림 3. 대역폭 할당의 최대-최소 공평성(세션의 대역폭 요구량의 합이 링크 용량 보다 작은 경우).
Fig. 3. MAX-MIN fairness in bandwidth allocation(Sum of bandwidth request is smaller than link capacity).

반면, negative fair share 즉, $e_p < 0$ 은 망에 존재하는 하나 이상의 링크에서 세션의 대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 초과하는 경우에 발생하는데 그 예를 그림 4에 도시하였다. 이 예의 경우 각 세션이 보장을 요구하는 대역폭의 벡터는 $\vec{d} = \{5, 3, 3, 6\}$ 이며 따라서 대역폭 요구량의 합은 링크 1, 2에서 각각 $D_1 = d_1 + d_2 = 8$, $D_2 = d_2 + d_3 + d_4 = 12$ 으로 모두 링크 용량 6을 초과한다. 이 경우 최대-최소 공평성을 만족하는 각 세션의 대역폭 할당값을 정의 1에 의해 구해보면 $\vec{r} = \{5, 1, 1, 4\}$ 로 주어지고 이는 링크 1, 2의 부족한 대역폭 즉, $E_1 = C_1 - D_1 = -2$, $E_2 = C_2 - D_2 = -6$ 의 fair share가 벡터 $\vec{e} = \{0, -2, -2, -2\}$ 로 주어짐을 의미한다.

정의 2 : 최대-최소 공평성을 만족하는 할당 대역폭

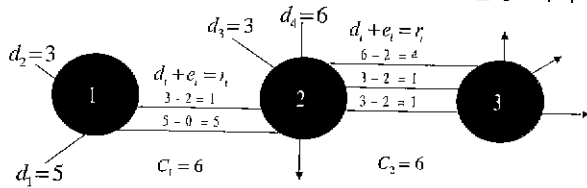


그림 4. 대역폭 할당의 최대-최소 공평성 (세션의 대역폭 요구량의 합이 링크 용량 보다 큰 경우).

Fig. 3. MAX-MIN fairness in bandwidth allocation (Sum of bandwidth request is larger than link capacity).

벡터 \bar{r} 이 주어져 있을 때 세션 $p \in P_a$ 에 대하여 다음의 두 조건이 만족되면 링크 a 는 세션 p 의 병목지점이라고 부른다.

$$C_a \geq D_a + E_a \quad (9)$$

$$e_p \geq e_p, \text{ for all } p^l \in P_a \quad (10)$$

위의 정의가 의미하는 바를 그림 2, 3, 4의 예를 들어 설명하면 세 경우 모두에 대해서 링크 1은 세션 1의 병목지점이고 링크 2는 세션 2, 3, 4의 병목지점이다.

III. 스위치 알고리즘 및 성능 해석

본 장에서는 2장에서 정의한 최대-최소 공평성을 만족하는 흐름 제어를 달성하기 위해 망의 각 스위치들이 수행하여야 하는 알고리즘을 제안하고 그 성능을 수학적으로 해석한다. 제안하는 스위치 알고리즘은 망의 모든 스위치들이 동일하게 수행하여야 하는 분산 알고리즘으로서 이를 적용하였을 경우 다음의 요구사항이 달성되도록 설계하였다.

R.1. 최대-최소 공평성을 만족하는 대역폭 할당으로의 점근적인 수렴

R.2. 셀 손실을 최소화 하기 위한 버퍼 점유량의 점근적 안정성

R.3. 연산 및 구현의 단순성과 세션 수의 증가에 따른 확장성

제안하는 알고리즘을 수행하기 위해서는 각 세션의 전송단과 스위치 간에 관련 정보를 주고 받을 수 있는 프로토콜이 필요한데 본 논문에서는 ATM ABR 서비스 프로토콜을 가정한다. 이는 ABR 서비스 프로토콜에서 제공하는 RM 셀의 ER(Explicit Rate) 필드와 MCR(Minimum Cell Rate) 필드를 적절히 이용함으로써 각 세션이 요구하는 필요 대역폭 값을 경로 상의 모든 스위치로, 또한 스위치 알고리즘에 의해 계산되는 대역폭 할당값을 각 세션의 전송단으로 손쉽게 전달할 수 있기 때문이다. 좀 더 구체적으로 설명하면, 각 ABR 세션의 전송단은 자신이 전송하는 데이터 셀에 RM 셀을 주기적으로 섞어 보내며 수신단은 이 중 데이터 셀만 취하고 RM 셀은 전송단으로 되돌려 보낸다. 따라서, 전송단

은 순방향으로 이동하는 RM 셀의 MCR 필드에 대역폭 요구량을 실어 보냄으로써 경로상의 모든 스위치에게 이를 알릴 수 있는 반면 경로 상의 스위치는 역방향으로 이동하는 RM 셀의 ER 필드에 자신이 계산한 대역폭 할당값을 실어 전송단에게로 보낼 수 있다. 이때, 각 스위치는 ER 필드에 실려오는 대역폭 할당값과 자신이 계산한 대역폭 할당값의 크기를 비교하여 자신의 값이 더 작은 경우에만 ER 필드를 자신의 값으로 바꾸어 적는다. 이 과정을 통해 전송단은 경로상의 스위치가 할당하는 대역폭 값 중 최소값을 전달받을 수 있게 된다.

다음은 본 논문에서 제안하는 스위치 알고리즘이며 이는 스위치의 모든 출력링크에 대하여 독립적으로 수행되어야 한다.

$$r_i[k] = [r[k] + d_i[k]]^+, \quad \forall i \quad (11)$$

$$r[k+1] = r[k] - \frac{A}{|\hat{Q}|} (q[k] - q[k-1]) - \frac{BT}{|\hat{Q}|} (q[k] - q_T), \quad A, B > 0 \quad (12)$$

여기서 $[\]^+ = \max[0, \]$ 이며 $r_i[k]$ 와 $d_i[k]$ 는 각각 이산 시간 k 에서 세션 i 에 할당하는 대역폭의 값과 시간 k 이전에 도착한 순방향 RM셀중 가장 최근에 도착한 RM셀에 실려온 세션 i 의 대역폭 요구량을 나타낸다. $q[k]$ 와 q_T 는 각각 해당링크의 버퍼 점유량과 버퍼 점유량의 목표값을 나타내며, A 와 B 는 제어상수이고 T 는 알고리즘 연산의 주기를 나타낸다. 여기서 주목할 점은 스위치가 링크당 한 개의 버퍼를 가지고 있으며 해당링크를 공유하는 모든 세션은 이 버퍼를 공유한다는 것이다. 따라서, $q[k]$ 는 이 공유버퍼의 점유량을 의미한다. 한편, Q 는 알고리즘이 최대-최소 공평성을 만족하는 대역폭 값으로 수렴되었을 때 해당 링크를 병목지점으로 가지는 세션들의 집합을 나타내며 $|Q|$ 와 $|\hat{Q}|$ 는 집합 Q 의 원소의 개수와 이의 추정치를 나타낸다. 해당 스위치는 망의 다른 스위치를 지나는 세션들에 대한 정보를 가지고 있지 못하므로 알고리즘이 수렴하기 이전에 $|Q|$ 를 미리 아는 것은 불가능하며 단지 추정만이 가능하다. $|Q|$ 값을 추정하는 방법은 3.4절에서 소개한다.

위의 알고리즘은 [4]에서 처음 제안된 최대-최소 흐름제어 알고리즘을 negative fair share 개념을 지원할 수 있도록 확장한 것이다. [4]의 알고리즘에서는 (12) 대신에 다음의 식을 사용한다.

$$r[k+1] = [r[k] - \frac{A}{|\hat{Q}|} (q[k] - q[k-1]) - \frac{BT}{|\hat{Q}|} (q[k] - q_T)]^+, \quad A, B > 0 \quad (13)$$

두 알고리즘의 차이점을 이해하기 위해서는 $r[k]$ 가 지니는 의미를 파악해야 한다. $r[k]$ 는 해당 링크를 병목지점으로 가지는 세션의 fair share (즉, 2장에서 정의한 e_p) 값의 추정치로서 기존의 최대-최소 흐름제어 문제에서는 nonnegative fair share를 허용하지 않았으므로 [4]

에서는 (13)과 같이 함수 $[\]^+$ 를 적용하여 $r[k]$ 값을 항상 음수가 되지 않도록 유지한다. 이에 반해 제안하는 알고리즘에서는 (12)와 같이 $r[k]$ 가 음의 값을 가질수 있도록 허용함으로써 궁극적으로 negative fair share값으로 수렴할 수 있다.

1 모델링

제안하는 스위치 알고리즘의 성능해석을 위해서 본 절에서는 그림 5와 같이 간략화된 망 모델을 고려한다. 또한, 트래픽의 흐름을 유체의 흐름으로 그리고 흐름제어 과정은 연속시간 과정(continuous-time process)으로 가정함으로써 전체 시스템을 미분 방정식으로 표현한다.

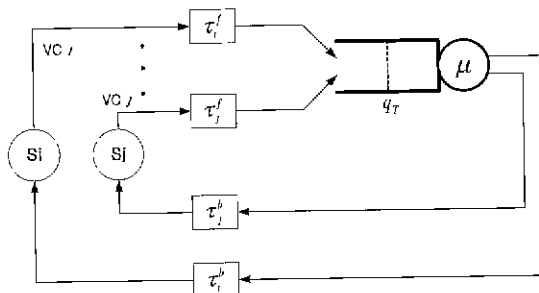


그림 5. 간략화된 망의 모델.
Fig. 5. Simple network model.

그림 5에서 τ_i^f 와 τ_i^b 는 각각 세션의 전송단으로부터 해당 링크까지의 트래픽 전달 시간과 RM셀이 해당 링크로부터 수신단을 거쳐 전송단에 돌아오기까지의 시간을 나타낸다. 따라서, 세션 i 의 왕복 지연시간(round trip delay) τ_i 는 $\tau_i^f + \tau_i^b$ 로 표현할 수 있다. 한편 μ 는 해당링크의 전송 용량을 나타낸다.

세션 i 의 트래픽 전송속도는 경로 상의 스위치가 할당해 주는 대역폭의 최소값에 의해 결정된다. 즉, $s_i(t)$ 를 연속시간 t 에서 세션 i 의 트래픽 전송속도라고 정의하면 이는 다음과 같이 표현된다.

$$s_i(t) = \min[r_i(t - \tau_i^b), b_i(t)] \quad (14)$$

여기서 $r_i(t - \tau_i^b)$ 는 그림 5에 도시된 링크에 대하여 $r_i(t - \tau_i^b)$ 만큼 이전 시간에 해당 스위치에 의하여 세션 i 에게 할당된 대역폭을 나타내며 $b_i(t)$ 는 그림 5에 도시된 링크를 제외한 나머지 경로상의 링크에 의하여 결정된 최소 대역폭 값이다. 한편, 해당링크에서의 버퍼 점유량의 변화는 입력 트래픽의 총량과 링크 용량의 차이에 의해서 결정되는데 이를 미분 방정식으로 표현하면 다음과 같다.

$$\dot{q}(t) = \begin{cases} \sum_{i \in N} s_i(t - \tau_i^f) - \mu, & q(t) > 0 \\ \lceil \sum_{i \in N} s_i(t - \tau_i^f) - \mu \rceil^+, & q(t) = 0 \end{cases} \quad (15)$$

여기서 $\dot{q}(t)$ 는 해당버퍼의 점유량 $q(t)$ 의 시간변화율을 나타내고 N 은 해당링크를 지나는 모든 세션의 집합이다. 시간 t 에 해당버퍼로 입력되는 트래픽의 총량이 각 세션의 τ_i^f 만큼 이전시간에 각 세션의 전송 속도의 합으로

표현됨을 알 수 있다. 또한, 버퍼 점유량은 음수의 값을 가질 수 없으므로 $q(t) = 0$ 인 경우 $\dot{q}(t)$ 가 음수값을 가질 수 없도록 제약되어 있음을 알 수 있다. 한편 작은 T 에 대하여 $\dot{r}(t) \approx \frac{r[k+1] - r[k]}{T}$, $\dot{q}(t) \approx \frac{q[k] - q[k-1]}{T}$ 의 관계를 이용하여 (11)과 (12)로 주어진 스위치 알고리즘을 연속시간 함수로 근사화 하면 다음과 같다.

$$r_i(t) = [r(t) + d_i(t - \tau_i^f)]^+, \quad \forall i \in N \quad (16)$$

$$\dot{r}(t) = -\frac{A}{|\hat{Q}|} \dot{q}(t) - \frac{B}{|\hat{Q}|} (q(t) - q_T) \quad (17)$$

여기서 $d_i(t)$ 는 시간 t 에서 세션 i 가 요구하는 대역폭이며 이 값이 해당링크로 전달되는데 걸리는 시간이 τ_i^f 이므로 (16)과 같이 $d_i(t - \tau_i^f)$ 의 함수로 표현하였다.

2. 정상상태 해석

세션의 대역폭 요구량이 동시에 일정값을 가지는 시간 구간이 존재한다고 가정하면 그 구간에 대해서 $d_i(t) = d_i$ (상수), $\forall i \in N$ 라고 놓을 수 있다. 또한 정상상태에서 모든 시스템 변수의 변화율이 0이 되는 평형점이 존재 한다고 가정하자. 즉, $\lim_{t \rightarrow \infty} \dot{q}(t) = 0$, $\lim_{t \rightarrow \infty} r(t) = 0$ 이라고 하자. 그러면 (14)-(17)의 관계로부터 다음의 관계식을 얻을 수 있다.

$$s_{is} = \min[r_{is}, b_{is}] \quad (18)$$

$$\sum_{i \in N} s_{is} = \mu \quad (19)$$

$$r_{is} = r_s + d_i \quad (20)$$

$$q_s = q_T \quad (21)$$

여기서, s_{is} , r_{is} , b_{is} , r_s , 그리고 q_s 는 각각 해당 변수의 정상상태에서의 해를 나타내며 r_s 를 제외한 나머지 해는 모두 음의 값이 아니다.

(18)을 (19)에 대입하면

$$\sum_{i \in Q} r_{is} + \sum_{i \in N-Q} b_{is} = \mu \quad (22)$$

라는 관계식을 얻을 수 있는데 이는 해당링크를 병목지점으로 가지는 세션($i \in Q$)의 전송속도 s_{is} 는 그 링크에서 계산된 대역폭 r_{is} 와 같으며 다른 링크를 병목지점으로 가지는 세션 ($i \in N - Q$)에 대해서는 $r_{is} > b_{is}$ 이기 때문이다. (20)을 (22)에 대입하면 다음을 얻는다.

$$r_s = \frac{\mu - \sum_{i \in N-Q} b_{is} - \sum_{i \in Q} d_i}{|Q|} \quad (23)$$

앞서 언급한 바와 같이 r_s 는 상태변수 $r(t)$ 의 정상상태 해이며 $r(t)$ 는 제안하는 알고리즘에서 해당링크를 병목지점으로 가지는 세션의 fair share(즉 2장에서 정의한 e_p)값의 추정치를 의미한다. 따라서, (23)에 주어진 r_s 의 해가 최대-최소 공평성을 만족한다면 이는 제안하는

알고리즘이 적용되는 시스템이 최대-최소 공평성을 만족하는 정상상태 해를 가진다는 것을 의미한다. 결론부터 말하면 (23)으로 주어지는 fair share 값은 2장에서 정의한 최대-최소 공평성을 만족하는데 이를 그림 2, 3, 4의 예를 통해서 확인해 보자, 먼저, 그림 2의 예를 살펴보면 링크1에 대해 $r_1 = (6-2-0)/1=4$ 이고 링크 2에 대해 $r_2 = (6-0-0)/3=2$ 인데 이는 각각 링크1을 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션1)과 링크 2를 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션2, 3, 4)의 fair share 값 e_p 임을 확인할 수 있다. 다음으로 그림 3의 경우 링크 1에 대해 $r_1 = (6-2-2)/1=2$ 고 링크 2에 대해 $r_2 = (6-0-3)/3=1$ 인데 이는 각각 링크 1을 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션1)과 링크 2를 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션 2, 3, 4)의 fair share 값 임을 확인할 수 있다. 마지막으로 그림 4의 경우 링크 1에 대해 $r_1 = (6-1-5)/1=0$ 이고 링크 2에 대해 $r_2 = (6-0-12)/3=-2$ 이는 각각 링크 1을 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션1)과 링크 2를 병목지점으로 가지는 세션(즉, 세션 2, 3, 4)의 fair share 값 e_p 임을 확인할 수 있다.

3. 점근적 안정성과 수렴속도

본 절에서는 3.2절에서 확인한 정상상태 해의 지역 안정성(local stability)과 이 해로의 점근적 수렴속도(asymptotic decay rate)를 해석한다. 제안하는 알고리즘의 안정성을 해석하는 방법으로 땅에 존재하는 여러 링크를 동시에 모델링하고 또한 (14), (15), (16)의 비선형성을 모두 고려하는 전역 안정성(global stability)문제를 다루는 방법을 고려할 수 있으나 이 문제는 매우 어렵다. 따라서 본 논문에서는 주어진 정상상태 해의 주변에 링크 다이내믹스 간의 상호작용과 비선형성이 작용이 무시될 수 있는 영역이 존재한다고 가정하고 그 영역 내에서의 지역 안정성 문제를 다루고자 한다. 따라서 (14)-(17)로부터 다음과 같은 폐쇄 루우프 방정식을 얻을 수 있다.

$$\ddot{e}(t) + \frac{A}{|Q|} \sum_{i \in Q} \dot{e}(t - \tau_i) + \frac{B}{|Q|} \sum_{i \in Q} e(t - \tau_i) = 0 \quad (24)$$

이 식은 여러 링크 다이내믹스 간의 상호작용과 비선형성이 무시될 수 있는 영역 내에서의 다이내믹 식이며 추가로 certainly equivalence에 의해 $|Q|$ 을 Q 로 대체하였다. 한편, (24)의 특성방정식은

$$s^2 + \frac{A}{|Q|} \sum_{i \in Q} s e^{-s\tau_i} + \frac{B}{|Q|} \sum_{i \in Q} e^{-s\tau_i} = 0 \quad (25)$$

이고 이 방정식은 무한개의 근을 가진다. (24)가 점근적 안정성을 가지기 위해서는 (25)의 근이 모두 음의 실수부를 가져야 하는데 s 에 관한 지수함수항을 가지는 특성방정식의 근의 해석은 폰트리아진의 정리[7] [9]나 스테판의 정리[8]를 이용할 수 있다. 그러나 (25)와 같이 세션이 각기 다른 왕복지연시간 τ_i 를 가지는 경우에 대하여 모든 근이 음의 실수부를 가질 필요 충분조건을

찾아내는 것은 매우 어려울 뿐만 아니라 찾더라도 모든 세션의 왕복지연시간 값의 함수로 주어질 것이기 때문에 실제 상황에서 이용하기가 어렵다. 따라서 본 논문에서는 가장 긴 왕복지연시간을 대표값 τ 로 사용하여 모든 세션의 왕복지연시간이 이 값을 가진다고 가정하고 문제를 풀고자 한다. 따라서 (25)의 특성 방정식을 다음과 같이 다시 쓸 수 있다.

$$s^2 + A_{se}^{-st} + B_e^{-st} = 0 \quad (26)$$

폰트리아진의 정리를 이용하여 이식의 근이 모두 음의 실수부를 가질 필요충분조건을 구하면 그 결과는 다음과 같이 정리된다.

정리 3[4] : 주어진 폐쇄루우프 방정식이 점근적 안정성을 가질 필요충분조건은 다음과 같다.

$$0 < U < \frac{\pi}{2} \quad (27)$$

그리고

$$0 < V < \omega_1 \sqrt{1 - \left(\frac{U}{\omega_1}\right)^2} \quad (28)$$

여기서 $U = A\tau$, $V = B\tau^2$ 그리고 ω_1 은 구간 $(0, \frac{\pi}{2})$ 에서 $U = \omega \sin \omega$ 를 만족시키는 유일한 해이다.

정리 3의 증명은 [4]에 주어져 있으며 본 논문에서는 생략한다. 이 안정성 조건을 그림으로 도시하면 그림 6과 같다.

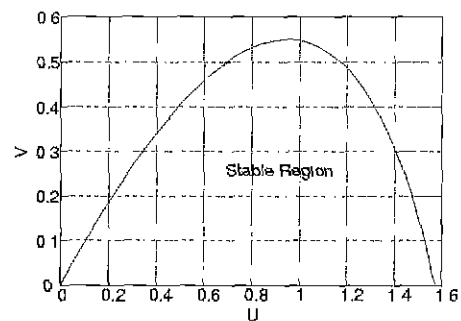


그림 6. 안정성 조건.

Fig. 6. Stability condition.

정리 3은 주어진 시스템을 안정화시킬 수 있는 제어상수 A와 B의 범위를 알려주는 하지만 이에 못지 않게 중요한 것은 시스템의 수렴속도와 제어상수 A와 B 간의 상관 관계이다. (24)에 주어진 폐쇄 루우프 방정식의 해는 왕복지연시간이 동일한 경우 점근적으로 다음의 관계를 만족한다.

$$|e(t)| \leq ce^{\frac{\alpha}{\tau}t} \quad (29)$$

여기서 $|e(t)|$ 는 $e(t)$ 의 절대값이고 c 는 초기조건에 의해 결정되는 임의의 상수를 나타낸다. (29)에서 $\frac{\alpha}{\tau}$ 는 시스템이 점근적으로 평형점에 수렴하는 속도를 결정하는 상수로서 점근적 수렴속도라고 부르고, 이의 역수는 이

시스템의 점근적 시상수이다.

(24)에서 $\tau = \tau_i, \forall i$ 라 놓고 시간 t 를 시간지연 τ 에 의해 정규화하면

$$\ddot{e}(\xi) + U\dot{e}(\xi - 1) + Ve(\xi - 1) = 0 \quad (30)$$

여기서 $\xi = \frac{t}{\tau}, U = A\tau, V = B\tau^2$ 이다. (30)의 특성방정식은

$$z^2 e^c + Uz + V = 0 \quad (31)$$

이다. 이를 다시 $z = \psi - \sigma, \sigma > 0$ 의 관계식을 가지고 변수치환하면,

$$(\psi^2 - 2\sigma\psi + \sigma^2)e^\psi + Ue^\sigma\psi + (V - U\sigma)e^\sigma = 0 \quad (32)$$

를 얻는다. 여기서 주목해야 할 점은 정리 3의 안정성 조건을 만족하는 임의의 (U, V) 쌍에 대하여 (32)의 근이 모두 음의 실수부를 갖도록 하는 σ 의 최대값을 찾아내면 이 σ 가 바로 α 라는 것이다. 이 사실을 이용하여 정리 3을 만족하는 모든 (U, V) 쌍에 대하여 α 를 수치적으로 찾아내어 그림 7에 도시하였다.

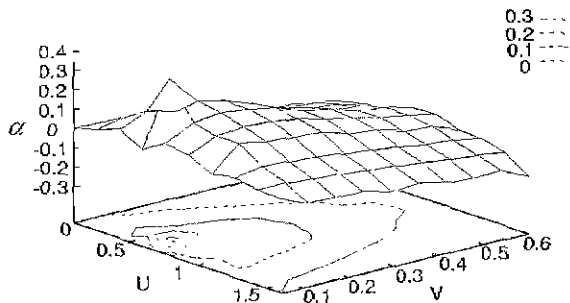


그림 7. (U, V) 쌍에 대한 α 의 그래프.
Fig. 7. α as a function of (U, V) pair.

이 그림으로부터 α 가 $(U, V) = (0.6, 0.1)$ 부근에서 최대값을 가지며 이 값이 대략 0.3이라는 것을 알 수 있다. 즉, 이 시스템의 가장 빠른 점근적 수렴속도는 $\frac{0.1}{\tau}$, 정도이고 이는 제어상수 A, B 를 각각 $\frac{0.6}{\tau}, \frac{0.1}{\tau^2}$ 로 선택함으로써 달성될 수 있다.

4. $|Q|$ 의 추정

3절에서 시스템이 가장 빠른 점근적 수렴속도를 가지기 위한 가장 적절한 제어상수 A, B 의 값을 찾아 보았다. 하지만 이러한 제어상수를 일정한 상수로 두면서 가장 빠른 점근적 수렴을 얻어내기 위해서는 (24)에서 가정하였던 것처럼 $|\hat{Q}|$ 를 얼마나 $|Q|$ 에 근접하게 추정하느냐가 중요하다. $|\hat{Q}|$ 를 정확히 추정하기 위해 본 논문에서는 [4]에서 제안한 $|\hat{Q}|$ 추정 알고리즘을 참고로 negative fair share 개념을 지원할 수 있는 알고리즘으로 확장하였다. 우선 세션 i 의 j 번째 RM셀이 시간 t' 에 스위치에 도착한다고 가정하자. ABR 서비스 표준에 의해 j 번째 RM셀은 $s_j(t' - \tau'_j)$ 값을 CCR 필드에 $d_j(t' - \tau'_j)$ 값을 MCR 필드에 가지고 도착한다. 링크에서

는 W 길이의 시간 간격을 두고 도착하는 RM셀을 감시하며 다음과 같은 연산을 수행한다. l 번째 W 간격에서 해당 링크가 병목지점인 세션의 개수를 다음과 같이 추정한다.

$$|Q_l| = \sum_{t' \in ((l-1)W, lW]} \frac{NRM + 1}{W \cdot CCR(t')} \mathbb{1}\{CCR(t') - MCR(t') \geq r(t') - (1 - \delta)r(t')\} \quad (33)$$

여기서 $\mathbb{1}\{r(t')\}$ 은 $r(t')$ 의 절대값을 의미하며 $\mathbb{1}\{\}$ 는 지시함수(Indicator Function)이다. NRM 은 인접한 RM셀들 사이에 보낼 수 있는 일반 데이터의 개수이다. (33)의 의미는, 현재 전송 대역폭에서 요구한 대역폭을 제외한 값이 스위치에서 계산한 할당대역폭과 같거나 크다면 이 세션을 지역적 병목현상을 일으킨 세션으로 간주하고, 그렇지 않으면 다른 노드에 병목 지점이 있는 세션으로 여긴다는 것이다. 이러한 판단은 정상상태를 가정한 것이므로 시변하는 대역폭요구와 왕복지연시간을 고려하여 δ 를 1보다 조금 작은 값으로 설정할 수 있다. 모의 실험에서는 $\delta = 0.9$ 로 두었으며 이는 이 값이 원하는 결과를 얻기 위한 적당한 값을 확인할 수 있었기 때문이다. 이렇게 구하여진 각 구간에서의 $|Q_l|$ 의 값으로부터 다음의 과정을 통해 $|\hat{Q}|$ 를 추정한다.

$$|Q|_{avg}(IW) = sat_{|N|}[\lambda|Q|_{avg}((l-1)W) + (1 - \lambda)|Q_l|], \quad 0 < \lambda < 1 \quad (34)$$

$$|\hat{Q}|(IW) = int[|Q|_{avg}(IW)] \quad (35)$$

여기서 $int[a]$ 는,

$$sat_a[b] = \begin{cases} a, & b > a \\ b, & otherwise \end{cases} \quad (36)$$

로 정의되는 함수이다. 모의 실험을 통해 안정적인 시스템 성능을 제공하는 적당한 값으로써 $\lambda = 0.98$ 을 취하였다[4].

IV. 모의 실험 결과

이 장에서는 지금까지 분석하고 증명해왔던 제안된 알고리즘이 어떠한 성능을 가지고 있는지에 대해 모의 실험을 통해 검증한 결과이다. 모의 실험은 NIST(National Institute Standards and Technology)에서 제작된 ATM 시뮬레이터를 기반으로 한다[10]. 여러 가지 다양한 망의 모델이 있겠지만, 크게 Peer-to-Peer 모델과 Parking-Lot 모델을 실험을 위해 사용하였다. 또한 표 1에 정리되어 있는 파라미터들을 각 스위치의 제어기에 적용하였다.

우선 그림 8에서처럼 8개의 ABR 세션들이 같은 길이와 같은 용량, 600Mbps의 링크와 경로를 가지는 Peer-to-Peer 모델을 고려하자. 링크의 길이는 WAN의 상황을 재현하기 위해 전송단과 sw1과의 거리를 1000km로 설정하였다. 신호전달속도를 2×10^5 km/sec로 가정할 경우

전달지연시간은 거의 10msec에 근접하게 된다. 8개의 세션을 5개의 그룹으로 나누었고 각 그룹에 대한 표 1. 모의 실험을 위하여 사용된 파라미터들의 값.

Table 1. The recommended values for the design parameters in the proposed switch algorithm.

| 최대-최소 할당 | | | | Q - 추정 | | |
|--------------|----------------|-------|-------------|--------------|----------|-----------|
| A | B | q_T | T | W | δ | λ |
| 0.6 | 0.1 | 250 | 32 Δ | 320 Δ | 0.9 | 0.98 |
| τ_{max} | τ_{max}^2 | | | | | |

($\tau_{max} = \max\{\tau_i, i \in N\}$, Δ = 하나의 셀이 전송되는 시간)

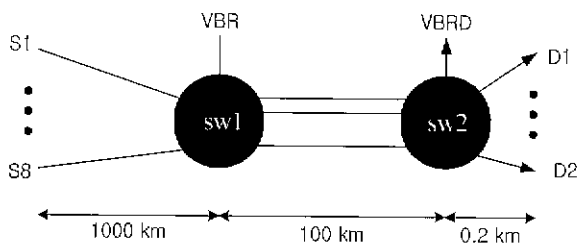


그림 8. Peer-to-Peer 망 모델.

Fig. 8. Peer-to-Peer Configuration.

설정은 표 2에 정리한 바와 같다.

S7~S8의 대역폭 요구량은 1초를 간격으로 80Mbps와 90Mbps를 반복한다. 또한 S1~S6은 일정한 대역폭 요구량을 가진다. 그림 9(a)에서는 일정한 대역폭을 요구하는 세션들과 시간에 따라 요구 대역폭이 달라지는 세션들이 전송 속도에 있어 어떠한 특징을 가지는지에 대해 잘 나타나 있다. 전송 속도는 대역폭 요구량을 할당 받고 이에 추가적으로 잔여 대역폭을 나누는 fair share 값을 할당 받을 수 있기 때문에, S7~S8과 같이 대역폭 요구량이 큰 세션들은 상대적으로 대역폭 요구량이 작은 세션들에 비해 더 많은 양의 대역폭을 할당받고 있음을 그림 9(a)와 (b)를 통해 확인해 볼 수 있다. 특히, 시간의 변화에 따라 대역폭 요구량의 변화 추이와 가변하는 S7~S8의 전송 속도의 추이가 같은 패턴을 가지는 것을 그림 9(a)에서 확인해 볼 수 있는데, 이는 대역폭 요구가 정적일 때 뿐만 아니라 동적으로 시간에 따라 다른 대역폭 요구량이 전송속도에 반영됨을 보여 주고 있다.

또한, S7~S8의 대역폭 요구량의 변화는 S7~S8의 전송속도에도 변화를 주지만 S7~S8과 같은 병목지점을 가진 다른 세션들의 전송속도에도 영향을 미친다. 그림 9(a)에서 S7~S8의 대역폭 요구량이 증가하면 S7~S8의 전송속도도 따라 증가하지만 S3~S4의 전송속도는 오히려 낮아짐을 볼 수 있다. 그 이유는 제한된 링크의 용량을 여러 세션들이 나누어 가지는 것이므로 특정 세션들이 대역폭 요구량을 증가시키게 되면 스위치가 이러한 요구를 수용하기 위해서 잔여대역폭을 감소시키기 때문이다. 제안된 스위치 알고리즘의 측면에서 보면 이

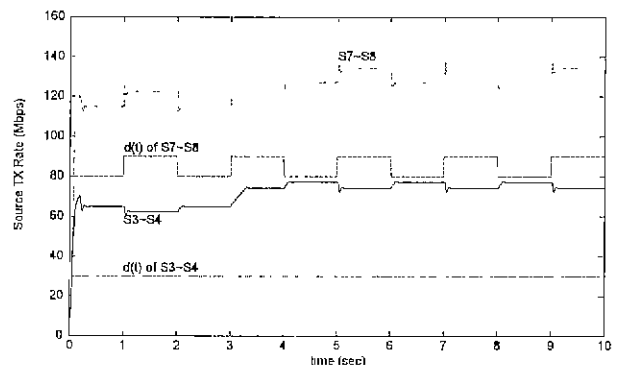
와 같이 대역폭 요구량의 증가가 있을 때, 요구량의 증가를 버퍼 점유량의 증가로부터 감지하게 되고, 버퍼 점유 표 2. Peer-to-Peer 망 모델에서 각 세션의 대역폭 요구량과 최대-최소 대역폭 할당.

Table 2. Bandwidth request of each session and MAX-MIN fair bandwidth allocation for the each session for the Peer-to-Peer network model.

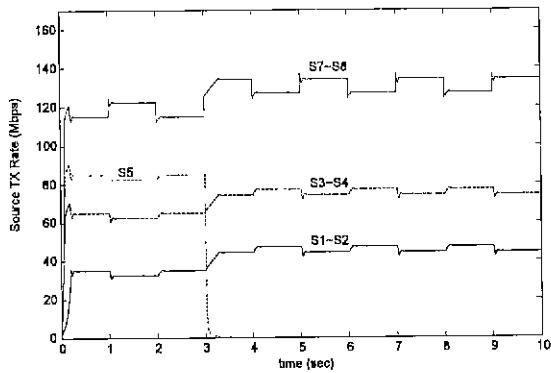
| 전송단 | d(l) | | 최대-최소 대역폭 할당 | |
|-------|------|----|--------------|---------------|
| | 최소 | 최대 | 0~3(sec) | 3~10(sec) |
| S1~S2 | 0 | 0 | 32.5~35 | 44.23~47.15 |
| S3~S4 | 30 | 30 | 62.5~65 | 74.23~77.15 |
| S5 | 50 | 50 | 82.5~85 | 0 |
| S6 | 50 | 50 | 82.5~85 | 94.23~97.15 |
| S7~S8 | 80 | 90 | 115~122.5 | 127.15~134.23 |

단위 : Mbps

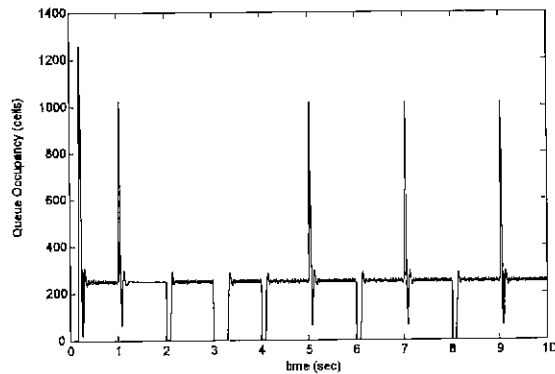
유량을 목표값에 수렴시키기 위해 fair share 값을 감소시키게 되면서 잔여 대역폭이 감소하게 된다. 그림 9(c)에서는 이러한 버퍼 점유량의 변화를 그래프로 나타낸 것인데, S7~S8의 대역폭 상승이 일어나는 1, 5, 7, 9초의 시간에서 버퍼 점유량의 증가가 일어나고 곧 감소가 일어나서 다시 버퍼 점유량의 목표값에 수렴하고 있음을 볼 수 있다. 3초에서 잠시 동안 버퍼점유량이 0에 가까운 것은 S5가 3초에서 전송을 그만두기 때문에 일어나는 현상인데, 그림 9(b)에서 S5를 제외한 다른 세션들의 전송속도가 3초를 지나면서 증가하는 것도 같은 이유로 부터 말미암는다. 이는 S5가 전송을 그만 두기 때문에 S5가 점유하고 있던 대역폭 요구량과 추가로 할당 받은 fair share 값을 다른 세션이 쓸 수 있는 잔여 대역폭으로 반환하기 때문이다. 제안된 스위치 알고리즘의 측면에서는 S5가 전송을 그만 두면 그 만큼 스위치로 입력되는 데이터의 양이 감소하게 되어 그림 9(c)에서 3~3.3초 구간에서처럼 버퍼 점유량이 급격히 줄어들게 되고 이는 fair share 값의 변화의 요인이 되어서 버퍼 점유량이 목표값에 수렴할 때 까지 fair share 값을 조금씩 증가시키게 된다. 즉, 잔여 대역폭이 증가하게 되어 최대-최소의 공평성을 만족시키는 정상상태에 이르게 되는 것이다.



(a)



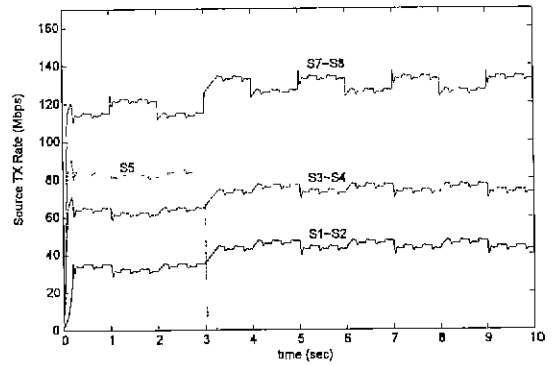
(b)



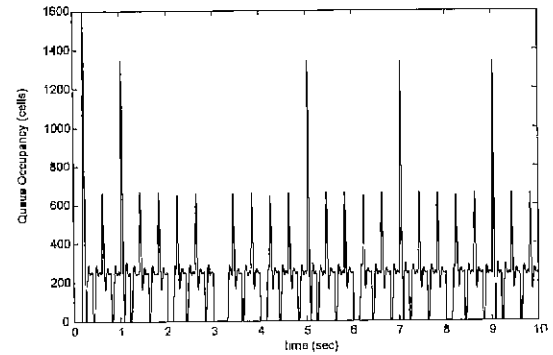
(c)

그림 9. Peer-to-Peer망 모델에서의 흐름제어 성능. (a), (b) 각 세션의 전송속도와 대역폭 요구량, (c) sw1에서의 ABR 버퍼 점유량.
Fig. 9. Flow control performance for the Peer-to-Peer network model. (a),(b) transmission rate and bandwidth request of each session, (c) ABR buffer occupancy at sw1.

다음으로 위와 동일한 시나리오에서 링크의 용량이 가변하는 경우를 살펴보자. 물리적으로 링크의 용량이 시간에 따라 변하지는 않지만, ATM의 ABR서비스 클래스보다 높은 우선 순위의 클래스의 링크 점유량이 변함에 따라 가상적으로 링크의 용량이 변하게 된다. 모의 실험에서는 이와 같은 효과를 얻기 위해 ATM VBR(Variable Bit Rate) 서비스를 그림 8에서와 같이 추가 하였으며, 200msec를 간격으로 10Mbps와 0Mbps를 반복한다. 그림 10(a)는 이러한 경우에서의 각 세션의 전송속도이며, 기본적으로 그림 9(c)와 유사한 추이를 가지되 링크 용량의 변화에 대처하기 위한 전송속도의 작은 변화가 있음을 볼 수 있다. 이러한 링크 용량 변화로 인한 현상은 그림 10(b)에서 더 명확하게 나타나는데, 그림 9(b)와는 달리 링크 용량이 각 세션에게 할당된 대역폭의 합보다 작아지게 되면 버퍼 점유율이 증가하였다가 스위치 알고리즘에 의해 다시 목표값에 수렴하게 되고, 링크 용량의 증가로 인해 링크의 용량의 증가는 이와 반대로 버퍼 점유량의 증가와 수렴의 동작을 일으키게 된다.



(a)



(b)

그림 10. Peer-to-Peer망 모델에서의 흐름제어 성능. (a) 각 세션의 전송속도, (b) sw1에서의 ABR 버퍼 점유량.
Fig. 10. Flow control performance for the Peer-to-Peer network model. (a) transmission rate of each session, (b) ABR buffer occupancy at sw1.

대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 초과하는, 최대-최소 공평성에서의 negative share의 경우에 대한 모의 실험의 결과를 살펴 보자. 망의 모델은 그림 9의 Peer-to-Peer모델을 사용하였고 사용된 파라미터들과 전송단이 요구하는 대역폭은 표 3에서 정리된 바와 같다. S1은 0

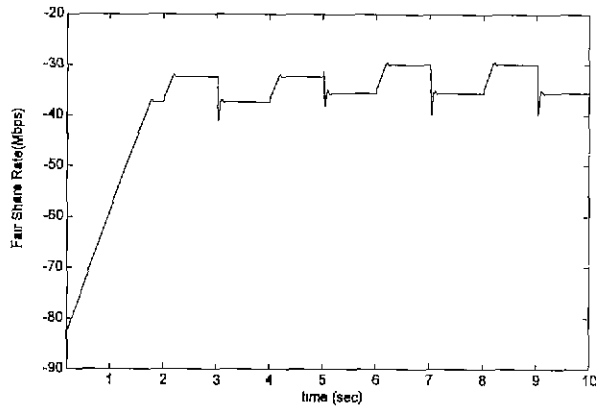
표 3. 각 세션의 대역폭 요구량과 최대-최소 대역폭 할당 (negative fair share의 경우).

Table 3. Bandwidth allocation of each session and bandwidth allocation for the each session for the Peer-to-Peer network model (negative fair share case).

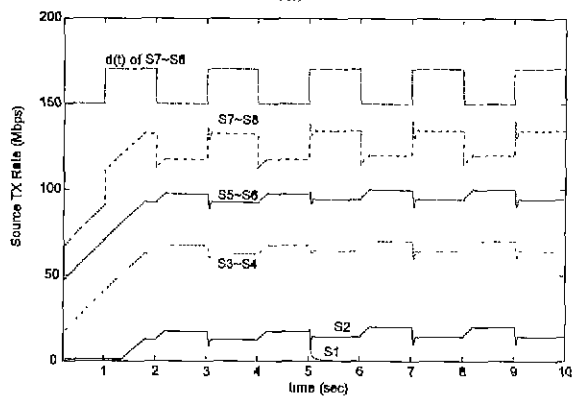
| 전송단 | d(i) | | 최대-최소 대역폭 할당 | |
|-------|------|-----|--------------|-----------|
| | 최소 | 최대 | 0~5(sec) | 5~10(sec) |
| S1 | 50 | 50 | 12.5~17.5 | 0 |
| S2 | 50 | 50 | 12.5~17.5 | 14.3~20 |
| S3~S4 | 100 | 100 | 62.5~67.5 | 64.3~70 |
| S5~S6 | 130 | 130 | 92.5~97.5 | 94.3~100 |
| S7~S8 | 150 | 170 | 117.5~132.5 | 120~134.3 |

~5초 구간에서만 데이터를 전송하며 S5~S8의 대역폭 요구량은 2초를 간격으로 150Mbps와 170Mbps를 반복한다.

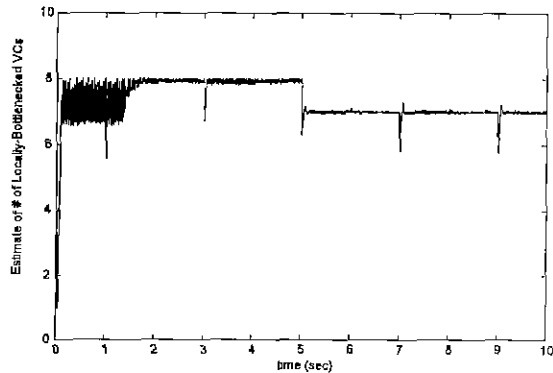
우선 각 세션들이 분배 받는 대역폭을 계산해 보자. 0



(a)



(b)



(c)

그림 11. Peer-to-Peer망 모델에서의 흐름제어 성능. (a) fair share 값, (b) 각 세션의 전송속도, (c) sw1을 병목지점으로 가지는 세션 개수의 추정값.

Fig. 11. Flow control performance for the Peer-to-Peer network model. (a) at sw1 fair share at sw1, (b) transmission rate of each session. (c) estimate of number locally-bottlenecked sessions at sw1.

~5초 구간에서 S7~S8의 $d(t)=150\text{Mbps}$ 일 때에는, 대역폭 요구량의 합이 860Mbps이므로 링크의 용량을 260Mbps초과하게 된다. sw1에서 병목현상을 일으킨 모든 세션이 초과된 대역폭을 최대-최소의 공평성에 의해 나누게 되면 각 세션이 취하게 되는 양은 각 세션의 대역폭 요구량에 32.5Mbps를 감한 값이 된다. 즉, fair share의 값은 -32.5Mbps이다. 동일 구간에서 S7~S8이 170Mbps를 요구하는 경우에는 대역폭 요구량의 합이 900Mbps이므로 각 세션은 대역폭 요구량에서 37.5Mbps를 감하여 취하게 된다. 5~10초의 구간에서는 S1이 전송을 그만 두기 때문에 S1을 제외한 다른 세션들이 S1에게 할당되었던 대역폭을 나누어 가지게 된다. 표 3에서 그 정확한 최대-최소 대역폭 할당을 계산해 두었다. 모의 실험 결과인 그림 11(b)에서는 S7~S8이 대역폭 요구량에 비해 전송속도가 낮은 값을 가짐을 볼 수 있다. 이는 앞서 언급한 것과 같이 대역폭 요구의 합이 링크 용량을 초과하였기 때문에 그림 11(b)에서처럼 그 변화 추이에 대해서는 일치함을 볼 수 있다. 즉, negative fair share의 경우에서도 동적인 대역폭 요구량이 전송속도에 반영된다는 것을 모의 실험이 입증하고 있다. S1~S6은 S7~S8과는 달리 일정한 값으로 대역폭 요구를 하였으므로 S7~S8의 대역폭 요구량의 증가와 감소에 따라 감소, 증가하는 fair share값에 의해 조금씩의 전송속도 변화가 있음을 그림 11(b)에서 확인할 수 있다. 또한, 5초를 지나면서 세션 S1은 전송을 그만두게 되고 이로 인해 증가된 잔여 대역폭은 그림 11(a)와 같은 fair share값의 증가를 통해 같은 링크를 병목지점으로 가지는 다른 세션들에게 분배됨으로써 그림 11(a)에서와 같이 5초 이후에 전송속도의 증가를 가져온다. 그림 11(c)에서는 S1이 전송을 포기하는 시간부터 병목현상을 일으킨 세션 개수의 추정값이 8에서 7로 떨어짐을 보여 준다.

이로써 모든 세션이 같은 지연시간과 같은 경로를 가지는 망의 경우에 있어서, 시간에 따라 필요 대역폭을 요구하는 동적인 전송단을 가정한 경우에 최대-최소 공평성의 nonnegative fair share와 negative fair share의 세안한 스위치가 안정적으로 만족함을 확인하였고 동적인 대역폭 요구량이 할당된 대역폭에 반영됨을 모의 실험을 통해 재확인하였다.

다음으로 고려해야 할 망의 모델은 Parking-Lot으로써, 그림 12와 같이 각 세션 그룹들 간에 서로 다른 경로와 서로 다른 왕복지연시간을 가지는 경우이다. 병목 현상이 일어나는 지점도 서로 다르게 하기 위해서 sw3~sw4 링크는 다른 링크가 600Mbps인데 비해서 300Mbps로 상대적으로 적은 용량을 두었다. 따라서 S1~S12까지는 지역적 병목지점이 sw3~sw4 링크가 되고 S13~S16의 병목지점은 sw4~sw5 링크가 되도록 설정하였다. 각 세션에 대한 기본 파라미터들은 표4)에서 정리하고 있는 바와 같다. 이러한 Parking-Lot 모델에서는 추가로 RR marking 알고리즘이라고 하는 망의 혼잡 상태의 여부를 전송단에게 알려 주어 전송속도를 조절

하계끔 하는 알고리즘이 함께 사용되었다

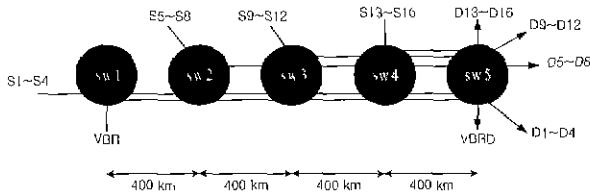


그림 12. Parking-Lot 망 모델.
Fig. 12. Parking-Lot configuration.

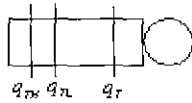


그림 13. 버퍼 점유량의 목표값과 문턱값들.
Fig. 13. Target queue length and thresholds.

RR marking 알고리즘은 제안된 스위치 알고리즘을 위한 버퍼의 목표 점유량과 함께 버퍼 점유량에 두 문턱값을 두어 낮은 문턱값, (q_N)을 넘어서면 RM셀의 NI(No Increase) 필드를 '1'로 만들어 줌으로써 망의 혼잡에 가까움을 알려주고, 높은 문턱값, (q_{TH})까지 버퍼 점유량이 넘은 경우엔 RM셀의 CI(Congestion Indicator) 필드를 '1'로 바꾸어 줌으로써 망이 혼잡상태에 이르렀음을 전송단에게 알려 주어서 갑작스런 혼잡현상에 대처하게 된다. 이러한 RR marking 알고리즘과 제안한 스위치 알고리즘이 동시에 사용되기 위해서는 그림 16)과 같이 제안된 스위치 알고리즘의 목표 버퍼 점유량의 크기인 q_T 를 두 문턱값 q_N 과 q_{TH} 와의 여유를 충분히 두어서, 갑작스런 혼잡의 발생으로 버퍼 점유량이 아주 급증하는 경우에 대해서만 RR marking이 동작하여 스위치 알고리즘의 수렴점에 빨리 이르도록 도와 줄 수 있도록 한다. 본 실험에서는 $q_N = 2000\text{cell}$, $q_{TH} = 3000\text{cell}$ 로 초기화를 해 두었다.

S5~S8의 대역폭 요구량은 1초를 간격으로 0Mbps와 5Mbps를 반복하며, S13~S16의 대역폭 요구량은 2초를 간격으로 20Mbps와 25Mbps를 반복한다. 최대-최소 공평성을 만족하도록 각 세션들이 할당 받을 수 있는 대역폭을 계산하면 표 4와 같다.

표 4. Parking-Lot 망 모델에서 각 세션의 대역폭 요구량과 최대-최소 대역폭 할당.

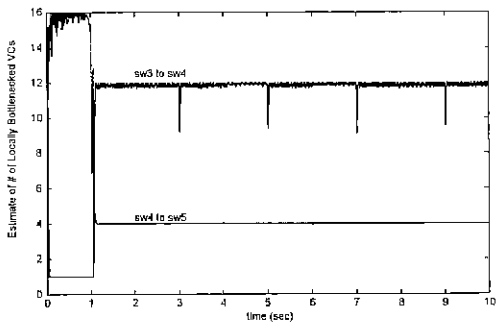
Table 4. Bandwidth request of each session and bandwidth allocation for the each session for the Parking-Lot network model.

| 전송단 | d(t) | | 최대-최소 대역폭 할당 |
|---------|------|----|--------------|
| | 최소 | 최대 | |
| S1~S4 | 0 | 0 | 23.3~25 |
| S5~S8 | 0 | 5 | 23.3~28.3 |
| S9~S12 | 0 | 0 | 23.3~25 |
| S13~S16 | 20 | 25 | 75 |

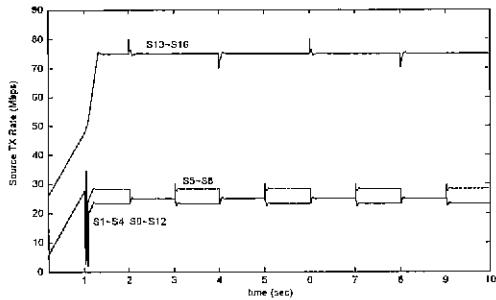
S1~S12까지는 sw3~sw4사이의 링크가 병목지점이므로 12개의 세션이 300Mbps를 분배하게 된다. 반면에 S13~S16을 위해서는 S1~S12가 취한 300Mbps를 제외한 나머지 300Mbps를 나누어 가지게 된다. S13~S16은 20~25Mbps의 대역폭 요구를 하고 있지만, sw4~sw5 링크를 병목지점으로 가지고 있는 세션들은 S13~S16 뿐이기 때문에 S13~S16세션이 설정 대역폭 요구를 하였다 하더라도 이들이 같은 대역폭 요구량의 합이 링크의 용량을 벗어나지 않는다면 대역폭 요구를 하지 않았을 때에 할당 받는 대역폭 만큼을 할당 받게 된다. 그림 14(a)는 sw3~sw4 링크와 sw4~sw5링크에서 병목현상을 일으킨 세션의 개수를 추정한 그래프이다. 0~1초사이의 구간에서는 링크의 용량에 이르기까지의 전이구간이며 망의 상태가 안정된 수렴점에 이르면서 시나리오에서 의도했던 병목지점이 들로 나누어짐을 확인해 볼 수 있었다. 즉, S1~S12의 병목지점인 sw3~sw4링크에서는 12개의 병목 세션 개수를 추정함을 볼 수 있고, S13~S16의 병목지점인 sw4~sw5링크에서 병목 세션의 개수의 추정 값이 4에 수렴함을 확인할 수 있다. 그림 14(b)에서는 S5~S8의 대역폭 요구량의 변화로 인해서 1초를 간격으로 전송속도가 같은 변화 추이를 보이고 있다. 또한 S5~S8의 대역폭 요구량의 변화가 잔여 대역폭의 변화를 일으켜 S5~S8를 제외한 세션 S1~S4, S9~S12의 전송속도가 가변하고 있음을 볼 수 있다. 한 가지 주목할 점은 S1~S4와 S9~S12는 다른 경로와 다른 왕복지연 시간을 가졌음에도 같은 병목지점과 같은 대역폭 요구량을 가졌기 때문에 최대-최소 공평성에 의해서 이들 두 그룹이 가지는 대역폭의 할당량은 같아야 하는데 그림 14(b)에서 이를 확인할 수 있다. S13~S16에 대해서는 이들의 대역폭 전송량의 변화가 있을 때 약간의 전이구간을 가질 뿐 다시 같은 전송속도에 수렴함을 그림 14(b)에서 볼 수 있는데 이는 S13~S16 세션의 병목지점에서 S13~S16만이 병목현상이 일어나기 때문이다. 그림 14(c)를 살펴보면 1초의 지점에서 버퍼의 점유량이 진동하고 있음을 알 수 있다. 그림 14(b)의 그림에서도 1초 주위에 S1~S12까지의 전송단의 전송속도가 잠시 진동함을 볼 수 있는데 이 버퍼의 점유량이 RR marking을 위해 설정해 놓은 문턱값을 넘었기 때문이다. 이러한 RR marking은 버퍼 점유량의 무분별한 성장을 억제함으로써 버퍼가 넘치는 것을 방지해 준다.

그림 14(c)에서 볼 수 있듯이 잠시 동안의 RR marking 동작 구간이 지나면 다시 제안된 스위치 알고리즘에 의해서 버퍼의 목표값으로 수렴하게 된다. 그림 14(b)의 그림에서처럼 S13~S16에 대해서는 S1~S12처럼 RR marking의 영향이 없는 것은 S13~S16의 병목지점에서의 버퍼 점유량의 크기가 그림 14(d)의 그래프와 같이 RR marking 문턱값을 넘어서지 않았기 때문이다.

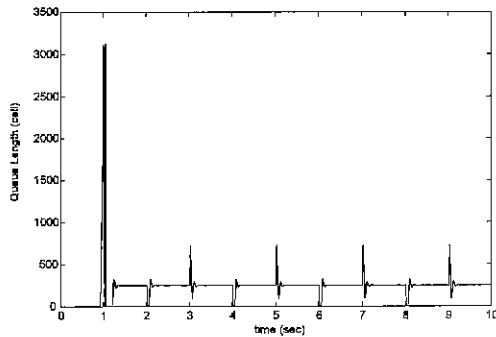
이와 동일한 망의 상황에서 대역폭의 요구가 링크의 용량을 초과하며 VBR 트래픽으로 인한 링크의 유효 용량이 가변하는 경우를 고려해 보자. 표 5와 같이 각 세



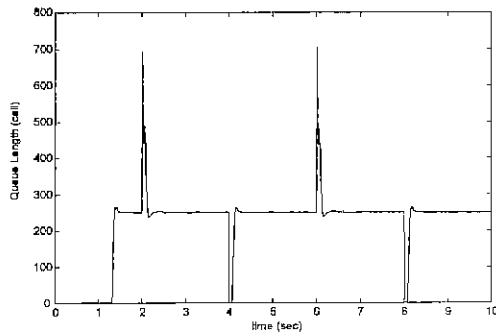
(a)



(b)



(c)



(d)

그림 14. Parking-Lot 망 모델에서의 흐름제어 성능. (a) sw3, sw4에서 병목현상을 일으킨 세션 개수의 추정값, (b) 각 세션의 전송속도, (c),(d) sw3, sw4에서의 ABR 버퍼 점유량.

Fig. 14. Flow control performance for the Parking-Lot network model. (a) estimate of number of locally-bottlenecked sessions at sw3 and sw4, (b) transmission rate of each session. (c),(d) ABR buffer occupancy at sw3 and sw4.

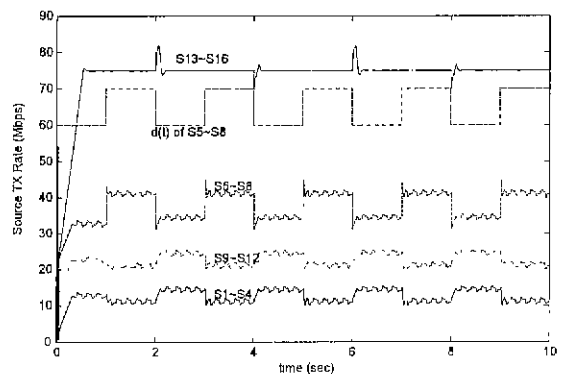
선을 설정했을 때, sw3~sw4 링크에 요구된 대역폭은 600~640Mbps로써 300Mbps~310Mbps의 링크 용량을 초과하는 값이다. 이때 최대-최소 공평 분배에 의해 표 5에 정리된 양 만큼 각 세션에 할당 받게 된다.

표 5. Parking-Lot 모델에서 각 세션의 대역폭 요구와 최대-최소 대역폭 할당 (negative share 경우).

Table 5. Bandwidth allocation of each session and bandwidth allocation for the each session for the Parking-Lot model network model (negative share case).

| 전송단 | d(t) | | 최대-최소 대역폭 할당 |
|---------|------|----|--------------|
| | 최소 | 최대 | |
| S1~S4 | 40 | 40 | 10.9~15 |
| S5~S8 | 60 | 70 | 34.2~41.7 |
| S9~S12 | 50 | 50 | 20.9~25 |
| S13~S16 | 20 | 25 | 75 |

이에 대한 모의 실험의 결과를 살펴 보자. 그림 15(a)에서 볼 수 있듯이 각 세션들이 망으로부터 할당 받은 대역폭은 앞서 계산해 본 표 5의 결과와 일치한다. 더불어서 링크의 유효 용량의 변화에 적응하기 위해 그림 15(c)에서처럼 유효 대역폭이 변할 때 마다 버퍼 점유량의 크기가 전이구간을 거쳐 수렴점에 이르고 있음을 확인할 수 있고, 그림 15(b)는 병목현상을 일으킨 세션의 개수로써 sw3~sw4의 링크에 12개, sw4~sw5의 링크에 4개의 세션이 추정값으로 개수 되었음을 보여 주고 있다. 그림 15(a)의 결과 그래프에서 S5~S8의 대역폭 요구량과 전송속도를 비교해 볼 때, 그 변화의 추이가 거의 일치함을 볼 수 있다. 단, S5~S8의 전송속도에서 2Mbps정도의 작은 진동현상처럼 그래프가 나타난 것은 VBR트래픽으로 인해 링크의 유효 대역폭이 시간에 따라 변화하기 때문이며, S13~S16에서는 VBR의 영향이 나타나지 않는 이유는 sw3~sw4링크의 용량이 최대-최소 공평성에 의해 최대한 사용되고 있고 따라서 sw3~sw4링크를 병목지점으로 가지는 다른 세션들이 이미 VBR에 대해서 적응을 했기 때문이다.



(a)

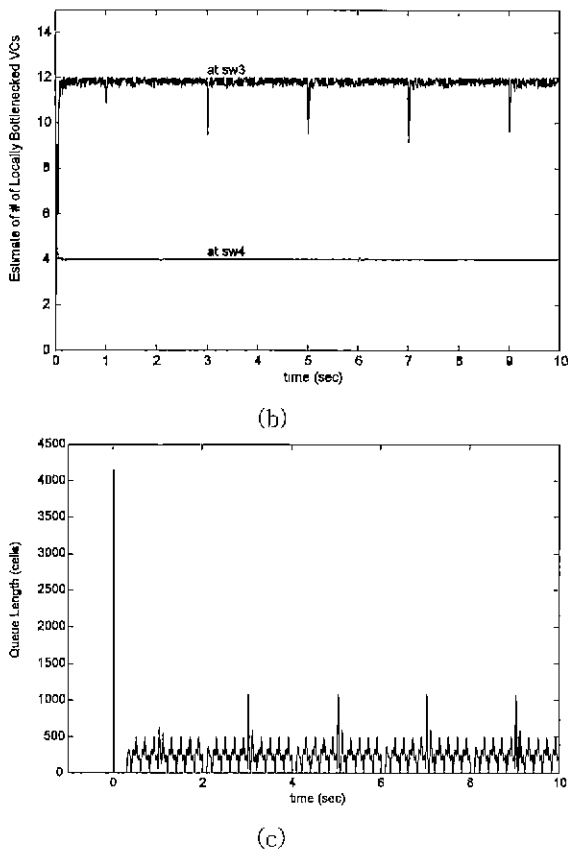


그림 15. Parking-Lot 망 모델에서의 흐름제어 성능.
 (a) 각 세션의 전송속도와 대역폭 요구량,
 (b) sw3, sw4에서 병목현상을 일으킨 세션 개수의 추정값, (c) sw3에서의 ABR 버퍼 점유량.

Fig. 15. Flow control performance for the Parking-lot network model. (a) transmission rate and bandwidth of each session, (b) estimate of number of locally-bottlenecked sessions sw3 and sw4, (c) ABR buffer occupancy at sw3.

이로써 서로 다른 병목지점을 가지면서 서로 다른 왕복지연시간을 가지는 경우에 대해서도 특히, 대역폭 요구가 링크의 용량을 초과하는 경우에 대해서도 동적 대역폭 요구와 함께 최대-최소 공평성이 보장 및 안정적으로 성립됨을 모의 실험으로 확인하였다.

V. 결론

본 논문에서는 자신의 QoS 보장을 위하여 순시적으로 다른 대역폭을 요구하는 트래픽을 적절히 수용함과 동시에 잔여 대역폭을 공평하게 사용하기 위한 흐름제어 알고리즘을 제안하였다. 제안하는 알고리즘은 세션의 대역폭 요구량의 합이 링크의 용량을 넘지 않는 경우 각 세션의 요구 대역폭을 보장함은 물론 잔여 대역폭을 최대-최소 공평성 원칙에 따라 나누어 추가로 할당한다. 반면 대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 초과하는 경우

부족한 대역폭의 양을 역시 최대-최소 공평성 원칙에 따라 나누어 각 세션의 대역폭 요구량에서 감한 후 보장한다. 이러한 흐름 제어 방식은 대역폭 요구량의 합이 링크 용량을 넘지 않도록 하기 위하여 세션의 수를 제약하던 기존의 호 수락 제어 방식의 복잡성과 링크 이용도의 저하를 벗어날 수 있는 가능성을 열어준다. 또한, 세션의 데이터 전송률이 전적으로 망에 의해 결정되던 기존의 최대-최소 흐름 제어 방식의 한계를 벗어나 세션도 자신의 필요 대역폭을 능동적으로 망에 요구함으로써 보다 좋은 서비스 품질을 유지하는 것이 가능해졌다. 제안하는 알고리즘이 기존의 ATM ABR 서비스 프로토콜 상에 손쉽게 구현될 수 있음을 보였으며 알고리즘의 성능을 해석적 방법과 동시에 다양한 모의 실험을 통해 분석하였다.

참고문헌

- [1] M. W. Garret and Walter Willinger, "Analysis, modeling and generation of self-similar VBR video traffic," *Proc. ACM SIGCOMM '94*, London, U.K., pp. 269-280, Aug., 1994.
- [2] M. Grossglauser, S. Keshav, and D. N. C. Tse, RCBP: A Simple and Efficient Service for Multiple Time-Scale Traffic, IEEE.
- [3] S. Sathaye, *ATM Forum Traffic Management Specification*. Version 4.0, Feb., 1996.
- [4] S. Chong, S. H. Lee and S. H. Kang, "A Simple, Scalable and Stable Explicit Rate Allocation Algorithm for MAX-MIN Flow Control with Minimum Guarantee", preprint, 1999.
- [5] E. Hernandez-Valencia et al., "Rate control algorithms for ATM ABR service," *European Transaction on Telecommunications*, vol. 8, no. 1, pp. 7-20, 1997.
- [6] L. Benmohamed and S. M. Meerkov, "Feedback control of congestion in packet switching networks: The case of single congested node," *IEEE/ACM Trans. On Networking*, vol. 1, no. 6, pp. 693-708, 1993.
- [7] R. Bellman and K. L. Cooke, *Differential, Difference Equations*, Academic Press, New York, 1963.
- [8] G. Stépán, *Retarded Dynamical Systems - Stability and Characteristic Functions*. Longman Scientific & Technical, 1989.
- [9] S. J. Bhatt and C. S. Hsu, "Stability criteria for second-order dynamical systems with time lag," *Journal of Applied Mechanics*, pp. 113-118, 1966.
- [10] N. Golmie, A. Koenig, and D. Su, *The NIST ATM Network Simulator*, NIST, 1995.



조 혁 래

1975년 3월 15일생. 1999년 서강대학교 전자공학과 졸업. 1999년~현재 서강대학교 전자공학과 석사과정 재학중. 관심분야는 고속통신망 성능분석, 인터넷 프로토콜 분석 및 개발.



장 주 욱

1961년 2월 3일생. 1983년 서울대학교 전자공학과(공학사). 1985년 한국과학기술원 전기및전자공학과(공학석사). 1993년 Univ. of Southern California(공학박사). 1995년~서강대학교 전자공학과 부교수. 관심분야는 인터넷 프로토콜 네트워크설계.



정 승

1964년 10월 7일생. 1988년 서울대학교 제어계측공학과(공학사). 1990년 서울대학교 제어계측공학과(공학석사). 1995년 The Univ. of Texas at Austin 전기 및 컴퓨터공학과(공학박사). 1994년~1996년 AT&T Bell Labs Holmdel 연구원. 1996년~2000년 서강대학교 전자공학과 조교수. 2000년~한국과학기술원 전자전산학과 조교수. 관심분야는 고속네트워크 설계, 제어 및 성능분석.

대학교 전자공학과
네트워크설계.