

TCP-MT네트워크에서 다중 시간 간격을 이용한 자기유사성 트래픽 혼잡제어 성능개선

정희원 나 하 선*, 김 문 환*, 나 상 동*

Performance Improvements of Self-Similar Traffic Congestion Control of Multiple Time Scale Under in TCP-MT network

Ha-Sun Na*, Moon-Hwan Kim*, Sang-Dong Ra *Regular Members*

요 약

자기유사성 TCP 네트워크에서 양방향 트래픽 경로를 통해 동일한 종단 노드 쌍 사이에 전송하는 무선네트워크에서 TCP 성능을 높이는 것이 중요하다. 무선링크에서 두개 또는 그이상의 TCP 연결로부터 생긴 트래픽 제약 패턴 사항을 MPEC 비디오 제어에 다중시간 간격 혼잡제어로 적용한다. TCP 업데이트 변수로 TCP를 확장하여 함수 호출 형태로도 수행하고, 또 RTT가 결정한 피드백 루프의 한계를 넘어서는 정보의 형태로 조정하는 LTS 모듈과 TCP를 연계시키는 방법을 연구한다.

TCP 처리율에서 LTS 구성요소 없는 TCP 처리율의 비율을 비교 측정하여 메타컨트롤에 의해 공정성을 입증하고, RTT가 증가하면 피드백에 전달하는 혼잡제어 연결의 수가 증가되어 성능이 개선됨을 나타낸다.

Key Words : TCP-MT-IP, 무선통신망, 실시간 통신, 바이오네트워크제어, TMO

ABSTRACT

It is important to improve TCP performance in Self-similar TCP network where signalling between the same end nodes through bidirectional traffic routes. In wireless link, the traffic limitation pattern occurred in two or more TCP connections is applied into MPEC video control as multi time-interval congestion control. For TCP update variable, we extend TCP and perform as function call, and we study a method of relating TCP with LTS module controlling with the information type that is overcoming the limit of feedback loop determined by RTT.

For comparison, we measure the TCP throughput without LTS and verify the fairness by means of meta control. The improved TCP performance is shown by that the number of connections of traffic congestion control increases when RTT increases.

I. 서 론

TCP-MT(Transmission Control Protocol-MT)네트워크에서 혼잡제어를 위한 자기유사성 네트워크 트래픽의 장거리 상관 구조의 활용^[1]은 다중시간간격 혼잡제어 프레임워크 전송률 기반 피드백 제어

측면에서 성능을 향상시키는 데 연구한다. 긴 시간간격에서 일반 전송률 기반 피드백 혼잡제어에 상관 구조를 포함시킴으로써, 성능을 크게 향상시킬 수 있다. 적응식 이중화 제어를 사용하여 실시간 멀티미디어 트래픽, 특히 MPEC(Multipulse Excited Coding) 비디오의 제어에 다중시간간격 혼잡제어를 적용했

* 이 논문은 2005년도 조선대학교 학술연구비의 지원을 받아 연구되었음.

* 조선대학교 컴퓨터공학과 (sdna@chosun.ac.kr), 한국전파기지국(주)({hsna, mhkim}@krtnet.co.kr)

논문번호 : KICS 2005-01-051, 접수일자 : 2005년 1월 31일

고, 백그라운드 및 소스 트래픽 모듈에 LTS(Large Time Scale) 상관 구조를 활용함으로써 중단간 QoS(Quality of Service)가 크게 향상된다^[2]. 실시간 트래픽 제어 프레임워크는 MTS 이중화 제어로, 중단간 QoS 제어를 위한 패킷 레벨의 적응적 순방향 오류 정정에 대한 초기 작업의 성과를 발전시킨다.

본 논문에서는 MTS(Multiple Time Scale) 트래픽 제어 프레임워크를 TCP 기반을 신뢰할 수 있는 전송 및 윈도우 기반 혼잡제어로 확대 적용한다. 이 작업은 TCP의 대역폭 소비 반응의 적극성을 LTS 네트워크 상태 함수 형태, 즉 RTT(round-trip time)가 결정한 피드백 루프의 한계를 넘어서는 정보의 형태로 조정하는 LTS 모듈과 TCP를 연계시키는 방법으로 수행된다. MTSC를 TCP에 적용하는 것은 중요하다. 현재 인터넷 트래픽의 대부분은 TCP에 의한 것이며, HTTP(Hypertext Transfer Protocol) 기반 WWW 트래픽이 주도적으로 성장하면서^[4] MTS 혼잡제어를 TCP에 효과적으로 적용하는 제약 사항은 다음과 같다.

- (a) 네트워크 상태의 LTS 상관 구조는 하나의 TCP 연결이 병목 라우터에서 다른 흐름과 함께 네트워크 자원을 공유하는 동안 나타내는 출력 반응을 관찰함으로써 유추된다.
- (b) 개선성 있는 LTS 정보를 사용하면서, 발신자 측에는 최소한의 변경 사항만 허용한다.
- (c) 다양한 TCP 버전에 적용한 인터페이스를 함수 호출의 형태로 통합 메커니즘을 마련한다.
- (d) 네트워크 트래픽이 단거리 종속성을 띠는 때의 TCP 수준으로 MTS TCP의 성능이 떨어지야 한다.

본 연구에서는 먼저 TCP의 혼잡윈도우 업데이트에서 변수를 적용해 인터페이스를 통한 함수 호출 형태로 강력한 모듈형 TCP 확장을 개발한다. 동일한 확장은 Tahoe, Reno, Vegas 및 전송률 기반 확장 등 다양한 TCP 버전에 적용하여 그 결과로 생성되는 프로토콜 MTS TCP가 성능을 크게 향상시킨다. 성능 이득은 신뢰할 만한 TCP-MT의 처리율 대비 LTS 구성 요소 없는 TCP의 처리율의 비율을 비교하여 측정한다. 두 번째로는 광대역 WAN에서 지연-대역폭의 곱이 높을 경우 더욱 심각해지는 사후 제어의 불확실성 차이를 해소함으로써, MTS TCP가 기반 피드백 제어에 사전성을 부여한다는^[5] 것을 입증하고, 메타커트론에 의해 공정성을 입증하

며, RTT(Round Time Scale)가 증가하면 피드백에 전달하는 정보가 제약을 덜 받기 때문에 트래픽 혼잡제어가 개선됨을 보인다.

II. TCP-MT 네트워크 동작

TCP-MT 네트워크는 피드백 루프 범위에 속하지 않는 LTS 정보를 활용함으로써 제어로 인한 비용을 절감할 수 있다. 자기 유사성 버스트 현상, 추적 능력이란 피드백 제어가 라우터의 다른 흐름과의 상호작용을 통해 시스템 상태를 추적하는 능력을 의미한다. Amdal의 법칙^[5,6]에 의거하여 장수 연결을 효과적으로 관리하는 것을 시스템 성능 측면에서 TCP-MT의 대역폭 공유 반응이 TCP의 반응과 유사하고, 잘 알려진 TCP의 공정성 속성에는 긍정적, 부정적 영향을 전혀 미치지 않는다.

본 논문에서 혼잡제어 성능 평가 방식^[6] 자기 유사성 네트워크 트래픽의 물리적인 모델링으로부터 두 연결의 윈도우 크기는 안정적이고 각각 노드 i 와 j 에서 연결로 발생하는 윈도우 크기를 W_i 와 W_j 의 세그먼트로 나타낸다. 노드 i 부터 j 까지의 한쪽방향 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수를 L_{ij} 로 나타내고, 반대편 링크에서는 L_{ji} 로 하며, L_{ij} 는 ρ 와 D_{ij} 의 곱으로 하며, L_{ji} 는 ρ 와 D_{ji} 의 곱이된다. $Q_i(t)$ 는 데이터 세그먼트만을 고려하고 승인에 의해 점유되는 공간을 무시한 채로 시각 t 에서 노드 i 출력 IP 큐의 점유기간이 비슷한 방법으로 $Q_j(t)$ 는 노드 j 에 대한 점유 기간이고, $t_{i,k}$ 는 노드 j 에 도착한 연결 i 의 k 번째 번잡 기간 동안에 노드 j 에 의해 전송된 첫 번째 세그먼트 시간이다. 몇 개의 승인은 k 번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트가 노드 j 에 도착할 때 노드 j 의 출력 큐에서 세그먼트의 수 $Q_j(t_{i,k})$ 에 의해서 주어진 연결 j 의 $t_{i,k}$ 시간의 처리과정이 끝나고 나서 번잡 기간 후에 함께 집단화된다. 처리율은 라운드 전송 파이프의 대역폭-지연 곱을 초과하는 윈도우 크기의 합이며, 노드 i 의 윈도우 크기가 노드 j 의 윈도우 크기와 노드 i 에서 노드 j 로 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수 L_{ij} 와 노드 j 에서 노드 i 로 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수 L_{ji} 의 합보다 클 때 식(2-1)과 같다.

$$W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (2.1)$$

노드 j 에서 연결 i 의 승인 시 최악의 경우 큐잉 지연은 W_j 이므로 노드 i 는 노드 j 의 윈도우를 다

비우지 못하게 되며, W_i 의 세그먼트로 구성된 연결 i 의 각각의 번잡 주기는 집단화된 W_j 승인의 순서와 함께 동반한다. 그러나 라운드 전송 지연은 W_i 의 세그먼트 전송시간과 같기 때문에 연결 j 의 처리율은 영향을 받는다. 시간 t_1 에서 노드 i 의 출력 IP 큐의 점유기간은 먼저 $t_{i,k} - D_{ij}$ 시간에 노드 i 의 k 번째 번잡 주기 전송을 시작함으로써 이루어지고 번잡 주기에 대한 첫 번째 승인 시간이 지난 후에 노드 i 로 되돌아오고, 노드 i 는 식(2.2)와 같은 세그먼트로 전송된다.

$$\rho(t_1 - (t_{i,k} - D_{ij})) = Q_j(t_{i,k}) + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (2.2)$$

노드 i 의 번잡 주기는 W_i 세그먼트로 구성되고 노드 i 의 출력 큐는 k 번째 번잡 주기의 첫 번째 승인이 t_1 시간에 되돌아 올 때 식(2.3)과 같은 세그먼트를 갖는다.

$$Q_i(t_1) = W_i - (Q_j(t_{i,k}) + L_{ij} + L_{ji}) \quad (2.3)$$

$Q_j(t_{i,k}) \leq W_j$ 와 $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 이므로 $Q_i(t_1)$ 은 0보다 크다. 그러므로 연결 j 의 모든 승인은 버스트로서 노드 j 로 되돌아가고 연결 i 는 전송을 위해서 출력 큐에서 이용 가능한 데이터를 항상 가지고 있다. 다음 번잡 주기는 $t_1 + Q_i(t_1)/\rho$ 시간에 노드 i 에서 시작하고 $t_1 + Q_i(t_1)/\rho + D_{ij}$ 시간에 노드 j 로 도착한다. 그러므로 $t_{i,k+1} = t_1 + Q_i(t_1)/\rho + D_{ij}$ 과 같다. 식(2.2)와 식(2.3)으로부터 t_1 과 $Q_i(t_1)$ 을 각각 대입하면 위식은 식(2.4)와 같다.

$$t_{j,k+1} = t_{i,k} + W_i/\rho \quad (2.4)$$

연결 i 의 $k+1$ 번째 번잡 주기 동안에 전송된 첫 번째 세그먼트가 노드 j 에 도착할 때 노드 j 에서 큐 크기인 $Q_i(t_{i,k+1})$ 을 결정할 필요가 있다. 이러한 큐는 연결 i 의 $k+1$ 번째 번잡 주기 이전에 노드 j 에 의해 수신된 집단화가 된다. 이러한 승인 열은 연결 j 의 m 번째 번잡 주기 동안에 전송된 세그먼트를 인지한다.

$t_{j,m}$ 은 연결 j 의 m 번째 번잡 주기에서 첫 번째 세그먼트가 노드 j 에 도착한 시간이며, $t_{i,k}$ 로부터 $t_{j,m}$ 을 그림 2-1과 같이 결정하므로 $t_{i,k}$ 시간에 노드 j 는 m 번째 번잡 주기의 $W_j - Q_j(t_{i,k})$ 를 전송한다. 그러므로 $t_{i,k} - (W_i - Q_j(t_{i,k}))/\rho$ 시간에 m 번째 번잡 주기의 전송이 시작되므로 번잡 주기의 첫 번

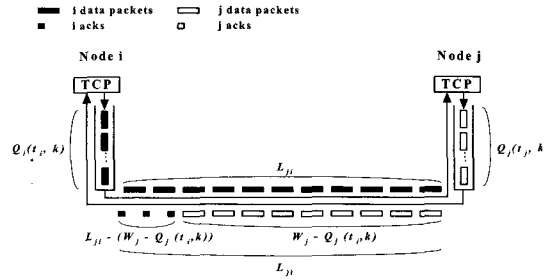


그림 2-1. 노드 j 에 연결 i 의 k 번째 번잡주기의 첫 번째 세그먼트가 도착 하는 네트워크 동작

Fig. 2-1. Network behavior on the first segment of the k th busy period of connection i arrives at node j

기 때문에 $t_{i,m}$ 은 식 (2.5)와 같다.

$$t_{i,m} = t_{i,k} - \frac{(W_j - Q_j(t_{i,k}))}{\rho} + D_{ji} \quad (2.5)$$

그러므로 연결 i 의 $k+1$ 번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트에 의해 알 수 있는 큐 크기는 식(2.6)과 같다.

$$\begin{aligned} Q_j(t_{i,k+1}) &= \min((W_i + W_j) - (D_{ij} + D_{ji})\rho - Q_i(t_{i,k}), W_j) \\ &= \min((W_i + W_j) - (L_{ij} + L_{ji}) - Q_i(t_{i,k}), W_j) \end{aligned} \quad (2.6)$$

이러한 결과를 이용하여 노드의 연속적인 번잡 주기 사이의 간격이므로 t_1 을 연결 j 의 k 번째 번잡 주기에 대한 첫 번째 승인이 노드 i 로 되돌아오는 시간이 된다.

노드 i 는 t_3 시간에 $k+1$ 번째 번잡 주기의 전체를 전송함으로써 t_3 에서 $k+2$ 번째 번잡 주기가 시작된다. 이러한 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 $t_3 + D_{ij}$ 시간에 노드 j 에 도착한다. 따라서 $t_{i,k+2}$ 는 식(2.7)과 같다.

$$\begin{aligned} t_{i,k+2} &= t_3 + D_{ij} \\ &= t_{i,k} + \frac{W_i + W_j}{\rho} + (D_{ij} + D_{ji}) \end{aligned} \quad (2.7)$$

$W_j - (L_{ij} + L_{ji}) \leq W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 대해 TCP 연결의 주기적인 동작이다. 윈도우 크기는 $W_i = W_j = 4$ 개의 세그먼트로 가정하고 링크상에서 각각의 세그먼트 시간은 1초로 한다. 각기 방향에서 네트워크의 지연은 2초로서 L_{ij} 와 L_{ji} 는 2초이다. 그러므로 각기 연결에 허용하는 네 개의 세그먼트는 윈도우 크기에서 한쪽 방향 배치 구조로 노드

의 최대 처리율을 달성할 수 있다. 양방향 트래픽에서 처리율은 연결 사이의 상호동작 때문에 지속적으로 감소한다.

III. TCP에서 다중 시간 간격 제어

3.1 MTS 혼잡제어

MTS 혼잡제어의 프레임워크는 $n \geq 1$ 에 대해서 n -레벨 시간 혼잡제어를 허용하며, n 분리된 시간 규모에서 추출된 정보들은 가장 낮은 시간 규모, 즉 $n=1$ 에서의 피드백 혼잡제어의 출력 반응을 조절하는데 사용된다. MTSC의 궁극적인 목표는 피드백 혼잡제어만으로 구성해 혼잡제어보다 성능을 개선시키는 것이다. 따라서 $n > 1$ 이더라도 LTS 모듈이 비 활성화되면, 혼잡제어는 원래의 피드백 혼잡 제어 수준으로 떨어지게 된다.

피드백 혼잡제어의 트래픽 제어 반응을 조절하는데 LTS 상관 구조를 적용하는 방안을 두 가지로 구분하여 적용시킨다. 첫 번째 방법은 선택적 기율기 제어(SSC; selective slope control)로서, 예측된 LTS 네트워크 상태를 기준으로 선형 증가/지수 감소 혼잡제어의 선형 증가 단계에서 선형 증가 곡선의 기율기를 조정하는 것이다. SSC는 TCP 성능 평가에 의해 생긴 것으로서 안정성 요건 때문에 발생한 TCP 혼잡제어의 보존성 또는 비대칭성으로 인해, 지연-대역폭 곱이 큰 네트워크 대역폭의 비효율적인 이용 결과를 초래하고 있다⁸⁾. SSC는 지속적인 네트워크 상태를 통해 기율기를 변경함으로써, 불안정성을 유발하지 않고서도 피드백 혼잡제어의 대역폭을 점유하는 적극적인 동작을 조절할 수 있다. RTT 또는 피드백 루프를 차수 크기 이상으로 초과하는 LTS에서도 기율기는 안정적으로 유지된다. 시간 규모 차이가 크기 때문에 피드백 혼잡제어는 수렴하기 위한 충분한 시간을 가지고 있으며, 기율기의 변화는 안정 상태에서 변화가 없는 것과 유사한 시스템에서 발생한다. 그러므로 비율을 토대로 한 피드백 혼잡 제어 컨텍스트에서 SSC의 효과로 인해 MTS TCP 기본 구현 방안을 적용한다. 피드백 트래픽 제어에서 LTS 상관 구조를 활용하는 두 번째 방법은 선택적 레벨 제어(SLC; selective level control)으로서 LTS 네트워크 상태 함수로 출력 전송율을 부가 조정한다.

3.2 TCP에서 다중시간에 관한 구조

TCP-MT의 구조 특징인 피드백 제어 및 선택적

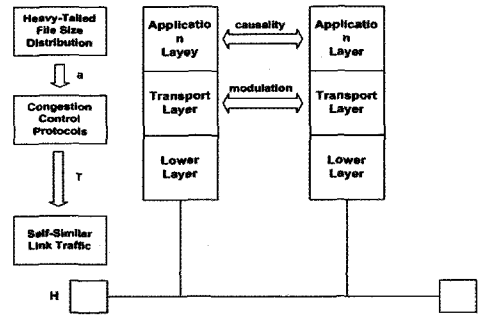


그림 3-1. TCP-MT의 구조

Fig. 3-1. Structure of TCP-MT

기율기 제어를 구현하는 LTS 모듈로 이루어진다. LTS 모듈은 다시 LTS 상관 구조를 온라인상에서 추출되는 명시적 예측 모듈, TCP로 전달되는 기율기의 최종 단계를 결정하는 적극성 스케줄이 사용된 기율기 값의 범위를 조정하는 메타컨트롤이라는 3가지 요소로 구성된다.

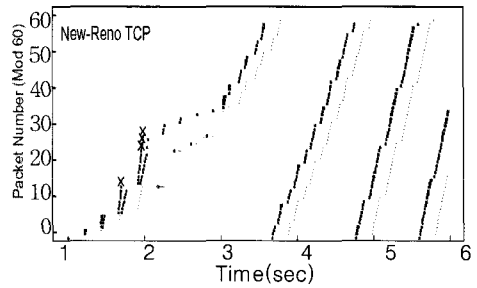
그림 3-1과 같이 SSC는 기반 피드백 제어에서 측정 가능한 입력력 동작으로 전송된 TCP 세그먼트 개수, 수신 ACK의 개수 등을 기반으로 연산을 수행 한다. LTS 모듈은 수신자 쪽에서만 증가시킬 수 있으며, 발신자 쪽은 변함없다. TCP-MT의 전체적인 구조는 SSC 모듈의 LTS TL에서 추출된 정보를 사용하여 피드백 루프 TL \gg TS의 시간 규모 TS에서 TCP의 대역폭 점유 동작을 조절한다.

IV. TCP에서 버전과 SSC 결합

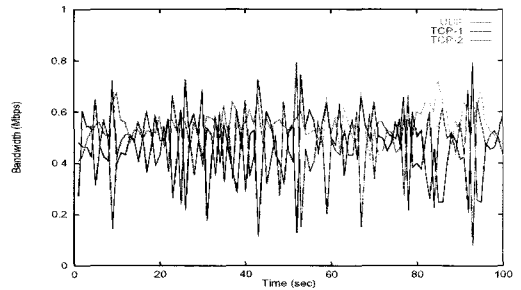
본 절에서는 다양한 TCP 버전, 즉 Tahoe, Reno, Vegas, TCP Rate라고 부르는 전송율 기반 확장에 SSC를 결합하는 다양한 형태로 전송율 기반 혼잡 제어이다. 그림 3.1, 4.1, 4.2는 TCP 각 버전에 대한 패킷의 흐름 및 UDP에 따른 대역폭의 변화를 보인 것으로 혼잡제어 기법은 slow start, fast retransmit를 하는 TCP Tahoe, fast retransmit, fast recovery의 TCP Reno 등 다중패킷 손실문제를 처리하는 TCP NewReno, 혼잡회피 기법을 사용하는 TCP Vegas, 선택적 응답 기법의 Sack 등 각각의 TCP 버전을 여러 가지 기법으로 나타냈다. TCP Reno와 Tahoe MTS 결합은 서로 다른 2가지 형태, 즉 혼잡 회피 구성 요소와 Slow-Start 구성 요소로 이루어지며, Slow-Start가 추가적인 최적화로 사용된, 동일한 결합을 TCP Tahoe에서도 결과를 나타낸다. TCP Reno의 혼잡회피 단계에서는 적극성 상

수 a 를 혼잡윈도우 변경의 기울기라고 하면 $a=1$ 일 때 $cwnd \leftarrow cwnd + (a/cwnd)$ 로 된다. 이러한 결합은 a 를 $\epsilon(\widehat{L}_2)$ 으로 대체하고 선형 증가 단계의 기울기에 영향을 미침으로써 전반적인 네트워크 상태에 도움이 된다. Slow-Start은 타임아웃이 발생할 때마다 윈도우 크기 $cwnd$ 와 현재의 트래픽 레벨 L_1 을 연관시키므로 $cwnd = cwnd(\widehat{L}_1)$ 이 된다. 또 Slow Start 임계값을 $ssthresh$ $cwnd(\widehat{L}_2)$ 로 설정하면 $cwnd$ 을 위해 예상 트래픽 레벨 \widehat{L}_2 가 인덱스 역할을 한다. Reno의 Fast Recovery 메커니즘에 대해서도 비슷한 방식의 결합을 구현함으로써 Tahoe와 달리 보다 강력한 최적화가 가능하다. TCP Vegas는 사전에 지정된 목표 한계 $\alpha < Diff < \beta$ 에서 실제 전송율과 예상 전송율 간에 측정된 차이 $Diff$ 를 유지하면서 네트워크에 추가적인 데이터를 유지하려고 한다. 여기에는 타임아웃 및 재전송을 줄임으로써 보다 지속적인 흐름을 보장하는 사전 준비성의 측정도 포함된다. TCP Vegas와의 결합은 수정된 혼잡 회피 메커니즘을 통해 구현되며 $Diff < \alpha$ 일 때 선형 증가 기울기를 조절할 수도 있다. TCP Rate에서도 TCP Reno를 전송율 기반을 확장한 것으로 지연 변이를 기준으로 Reno의 혼잡 회피 절차를 수정한다. 제어 규칙에서 $0 < a < b$ 이고 ΔRTT 는 연속된 두 RTT 값의 차이를 나타내며 τ 은 해당 ACK 패킷 간격을 나타내고, 결합은 증가 부분의 상수 a 를 $\epsilon(\widehat{L}_2)$ 로 대체한다.

본 논문에서는 부분적으로 TCP Rate를 사용하여 피드백 혼잡제어 모듈의 추적 능력이 LTS 모듈 선택적 기울기제어가 네트워크 상태 측면에서 기반 피드백 혼잡제어의 추적 능력이 되므로 SSC 결합으로 얻는 성능 상의 이점이 커진다. 전송율 기반 선형 증가와 지수감소 제어는 ATM 컨텍스트에서 사용하는 전송율 기반의 선형 증가/지수 감소 피드백 혼잡제어로서 λ 는 데이터 전송율, γ 는 처리율, $\delta, b > 0$ 는 양의 상수를 의미한다. 데이터 전송율이 증가하여 처리율이 $d\gamma/d\lambda > 0$ 로 증가한다면 데이터 전송율의 선형 증가가 영향을 받는다. 이와 반대로 데이터 전송율의 증가로 처리율이 $d\gamma/d\lambda < 0$ 로 감소한다면 데이터 전송율은 기하급수적으로 감소한다. 여기서, 조건 $d\gamma/d\lambda < 0$ 은 다양한 혼잡 척도로 대체되며 이 결합에서는 상수 δ 를 $\epsilon(\widehat{L}_2)$ 로 대체한다. UDP 기반으로 실행했을 경우 성능 결과는 TCP와 동일하다.

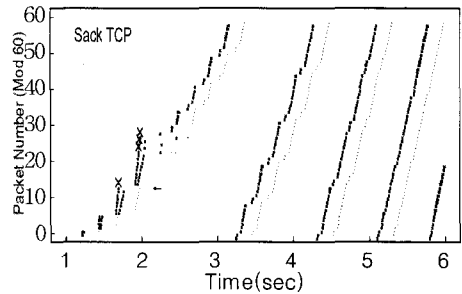


(a) TCP New-Reno 곡선

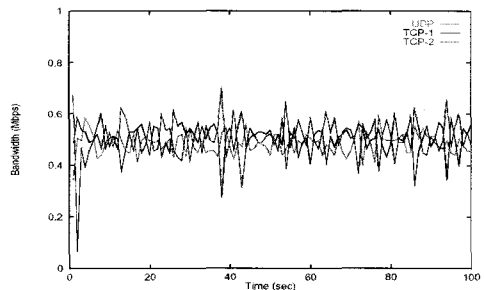


(b) TCPUDP-NewReno 대역폭

그림 4.1. TCP New-Reno 곡선과 TCPUDP-New Reno의 대역폭
Fig. 4.1. TCP New-Reno of curve and Bandwidth access of TCPUDP-NewReno



(a) TCP Sack 곡선



(b) TCPUDP-Sack 대역폭

그림 4.2. TCPSack 곡선과 TCPUDP-Sack의 대역폭
Fig. 4.2. TCP Sack of curve and Bandwidth access of TCPUDP-Sack

V. 자기유사성 트래픽 제어에 미치는 영향

5.1 프로토콜 스택

자기유사성 트래픽 조건에서 전송 프로토콜의 변화가 미치는 영향을 효과적으로 평가할 수 있는 프레임워크를 구현하는 것은 결코 간단한 문제가 아니다. 기존의 대기열 중심의 자기유사성 성능 평가 방식에서는 분석 소스 모델 또는 트래픽 추적기록으로부터 자기유사성 입력이 대기열에 추가되고 그 결과 발생하는 대기열의 동작을 관찰한 후 분석한다. 시뮬레이션 기반 평가 방식은 네트워크 상태와는 관계없이 입력이 이루어지는 개방-루프 대기열 시스템으로 구성된 분석적 프레임워크와 같이한다. 바로 이런 이유 때문에 분석 검증을 위해 시뮬레이션을 자주 사용하고 있으며 이는 버퍼 용량에 제한이 없는 접근식 경우에만 성공적이기 때문이다. 추적기록 형태 또는 분석 소스 모델로부터 얻어진 모든 자기유사성 네트워크 트래픽은 바로 그 프로토콜에 의해 생성되었으며 혼잡제어는 그 반응 자체가 네트워크 상태 함수가 되어 폐쇄 루프 시스템을 유발하는 피드백 제어이다. 이 모델에 따르면 집합 트래픽 자기유사성은 TCP/UDP/IP 프로토콜 스택이 중개하는 네트워크 클라이언트/서버 시스템의 근본적인 속성으로서 여기에서 액세스되는 객체의 크기는 비중이 크고 길게 늘어난다. 특히 Pareto 분포의 매개변수 α 가 파악한 파일 크기 분포의 비중이 크고 길게 늘어난 경우 측정값 및 그 결과 다중화된 트래픽 스트림의 Hurst 매개변수가 존재한다.

5.2 트래픽 비중이 긴 분포의 샘플링

성능 평가 프레임워크의 핵심 요소는 트래픽 비중이 크고 길게 늘어난 분포를 샘플링하여 시스템의 나머지 부분을 운영할 응용 계층에서의 파일 크기를 생성하는 것이다. 트래픽 비중이 크고 길게 늘어난 분포를 따르는 임의의 변수가 최고의 변화폭을 나타내는데 실제적으로는 트래픽 비중이 크고 길게 늘어난 분포는 무시할 수 없는 개연성을 갖는 매우 큰 값을 발생시킴으로써 분포의 샘플링은 작은 값을 대량으로 양산하지만 일부 샘플은 매우 큰 값을 갖는다. 트래픽 비중이 길게 늘어난 속성은 샘플 평균값이 모 평균값에 수렴하는 확률을 낮추고 tail 인덱스가 1에 접근하면 그 값을 늘림으로써 샘플링에 영향을 미친다. 샘플 크기 m 을 유지하면서 Pareto 분포확률 변수 Z 의 샘플 평균값 \bar{Z}_m 은 모평

균값 $ak/(a-1)$ 와 크게 달라질 수 있으며 그보다 낮은 값인 경우도 많다. 절대 추정오차 $|\bar{Z}_m - E(Z)|$ 는 $m^{(1/a)-1}$ 처럼 근사적으로 반응하고 $\alpha \approx 1$ 일 경우에는 트래픽 비중이 길게 늘어난 분포의 샘플링에 주의해야 한다. 샘플링 변이 및 오류는 네트워크 계층의 평균 트래픽 강도에 영향을 미치고 이는 패킷 손실률 평균값 지연과 같은 성능을 나타내는 측정값에 영향을 미친다는 측면에서 파급 효과를 가진다. LRD가 성능에 미치는 영향을 확인하기 위해 tail 인덱스 α 를 변경시키면서 링크 계층에서의 동일한 평균 트래픽 강도를 생성함으로써 측정된 성능 차이는 버스트 현상에 의한 것이다. 모평균값 $ak/(a-1)$ 을 갖는 Pareto 분포에서 동일한 프로토콜의 성능을 $a_1 = 1.05$, $a_2 = 1.95$ 인 트래픽 조건에서 각각 비교한다면 한 쌍의 k_1, k_2 대한 $a_1k_1/(a_1-1) = a_2k_2/(a_2-1)$ 을 얻어 버스트 현상 구조가 달라지더라도 모평균 값이 변화되지 않는다. 지수, Gaussian과 같은 light-tailed 분포에서는 이 방법이 잘 적용된다. 그러나 비중이 크고 길게 늘어난 분포에서는 큰 샘플 크기에서도 각 분포의 샘플 평균값은 크게 다를 수 있는데 이는 트래픽 강도에 직접적인 영향을 미치고 성능 결과를 확정할 수 없게 한다. 샘플 경로 정규화의 형태가 한 가지 방법이 될 수 있으며 여기에서 a_1, a_2 를 고정시킨 상태에서 k_1, k_2 값을 변경시킴으로써 측정된 트래픽 강도가 $a = a_1, a_2$ 인 경우에도 불변하는 상태를 얻을 수 있다. k_1, k_2 는 Hurst 매개변수에서 파악한 것처럼 기반 트래픽의 버스트 현상은 분석 모델에서 $H=(3-\alpha)/2$ 속성에 영향을 미치지 않고, 트래픽 강도를 정규화 함으로써 비교 가능하고 동시에 트래픽의 LRD 속성이 유지된다.

VI. 시뮬레이션 결과 및 분석

6.1 시뮬레이션 환경 설정

본 논문에서의 시뮬레이션은 네트워크 시뮬레이터 ns-2를 기반으로 TCP, 라우팅 프로토콜, 멀티캐스트 프로토콜, RTP, SRM(Scalable Reliable Multicast) 등 다양한 인터넷 프로토콜에서 수행하기에 적절한 네트워크 시뮬레이션 도구로 공유된 병목 링크에서 몇 개의 동시 연결의 중복된 모델링 하이 ns를 수정하여 구현하였다. 수 많은 UDP 기반의 비신뢰성 전송 프로토콜처럼 전송률 기반 확

장 TCP인 TCP Rate가 기존 프로토콜에 추가됨으로서 TCP-MT는 ns에서 SSC를 다양한 버전의 TCP와 결합하였다. 네트워크 배치 구조에서 게이트웨이 G1과 G2를 병목 링크가 되도록 연결하고, 링크 대역폭은 20Mbps로 설정하였으며 각 링크의 대기 시간은 5ms이다. 최대 세그먼트 크기는 1kB로 고정되어서 일부 클라이언트, 즉 $n \geq 33$ 에서 연결은 다른 연결의 백그라운드 트래픽 역할을 하며 트래픽 비중이 길게 늘어진 크기의 파일들을 병목 링크를 통해 서버로 양방향 전송하였다. 연속 전송 사이의 지수 시간에는 유휴 상태를 유지하면서 성능을 측정하기 위한 연결은 항상 전송할 데이터가 있는 무한 소스이며 신뢰 처리율을 최대화하기 위해 다양한 버전의 TCP 및 해당 MTS를 확장한 TCP-MT를 실행하였다.

6.2 추적 능력

네트워크 구성이 단일 모드 처리를 곡선을 지향하면 최고 처리율을 찾는 작업은 더 복잡하다. 즉 적극성을 무조건 적용하지도 배제하지도 않는 것이 최상의 방법으로서 네트워크 구성이 하나의 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 전이하는 비정적인 상황에서도 SSC의 적응성이 된다. 그림 6.1은 TCP Rate 백그라운드 트래픽 2.5Mbps, 7.5Mbps의 처리율 대비 적극성 임계값 함수 형태의 처리율 곡선을 나타낸 것으로서 TCP Reno가 TCP Rate로 바뀐다. 처리율 곡선의 굴곡 뿐 아니라 성능까지 증가하는데 이는 부분적으로 TCP Rate의 우수한 추적 능력 때문이다. 이 추적 능력은 SSC로 하여금 LTS 상관 구조를 보다 효과적으로 추출할 수 있게 하며, 그림 6.1은 SSC를 Slow-Start, 혼잡 회피, 그리고 Slow-

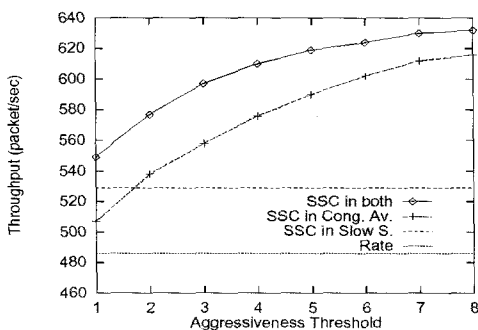
Start와 혼잡 회피 두 단계 모두에 적용한 경우에 대한 한계 효과를 나타낸다.

피드백 혼잡제어의 추적 능력 등 성능에 미칠 수 있으며, SSC의 효과에도 영향을 미친다. 피드백 혼잡제어가 네트워크 상태 추적을 잘 할수록 LTS 상관 구조가 더 정확해지고 보다 효과적인 제어 활동이 수행된다. TCP에 대한 TCP-MT의 이러한 종속성은 TCP의 접속 단위마다 출력 반응을 사용하여 LTS의 네트워크 경쟁을 SSC로 측정한다.

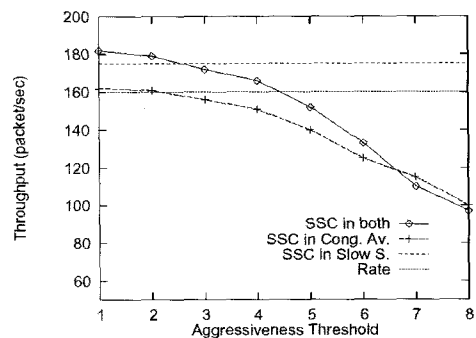
본 논문에서는 TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정하여 병목 링크 G1, G2에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율의 상관 계수로 추적이 이루어질 경우에 가용 대역폭이 높아짐으로서 백그라운드 트래픽 레벨이 낮아 신뢰 처리율이 높아지고 그 반대의 경우도 낮아짐을 알 수 있다.

따라서 완벽한 추적이 수행되는 경우 상관 계수는 -1로 계산되므로 Reno, Vegas, Rate의 계수 값이 동일한 설정에서 SSC가 TCP Reno, Vegas, Rate와 각각 결합된 경우의 상관 계수를 나타낼 때 모든 곡선이 -1이 개선됨을 알 수 있었다. TCP-MT가 TCP보다 추적 능력이 향상되는 결합의 시너지 효과도 알 수 있었다.

메타컨트롤의 공정성에서도 네트워크 구성에서 A가 어떤 priori인지 파악하기가 어렵기 때문에 이 문제를 해결하기 위한 동적 메타컨트롤이 요구된다. 그림 6.2의 하위 점선은 TCP Rate의 처리율을 나타낸 것으로 공정성 측면에서 보면 TCP-MT는 여러 개의 연결이 가용 자원을 향해 경쟁하는 공유 네트워크 환경에서 실행되도록 설계한 것으로서 여러 연결이 SSC와 관련된 경우에 대해 공정성 측면에서 TCP-MT 흐름의 대역폭 공유 반응을 다수의



(a) TCP Rate 백그라운드 트래픽 2.5Mbps의 처리율



(b) TCPRate 백그라운드 트래픽 7.5Mbps의 처리율

그림 6.1. TCP Rate. 3가지 레벨의 백그라운드 트래픽, 2.5Mbps(a), 7.5Mbps(b)의 적극성 임계값 함수 형태의 처리율 곡선
Fig. 6.1. TCP Rate. shape of throughput curve as a function of aggressiveness threshold for three levels of background traffic 2.5Mbps(a), and 7.5Mbps(b)

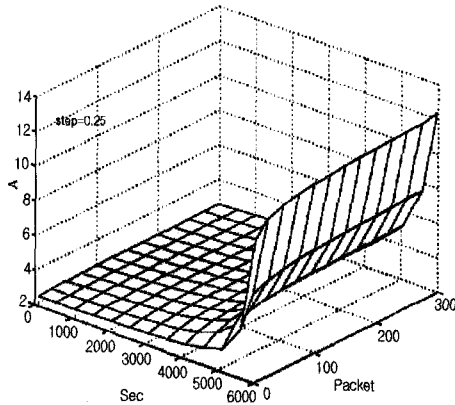


그림 6.2. 조정 인수 ν 및 결과값 A 의 함수로 표현한 대칭적 메타컨트롤의 동적 특성 $\nu = 0.25$

Fig. 6.2. Dynamic of symmetric control as a function of adjustment factor ν and the resultant evolution of A $\nu = 0.25$

TCP Reno 연결의 반응과 비교 측정한 결과 ν 값이 커질수록 큰 파장 형태의 결과를 얻었다. TCP에 SSC가 적용된 경우 대역폭 공유 반응 및 그 결과가 나타나는 공정성에서 TCP와 동일하기 때문에 성능향상이 아주 높게 나타났다.

VII. 결론

네트워크 트래픽에서 자기유사성은 TCP-MT를 피드백 루프 범위에 속하지 않는 LTS 정보를 활용하여 혼잡 제어가 이루어지도록 하여 자기유사성 정적 처리율을 다른 상태로 이동하는 비정적인 상황에서도 SSC로 하여금 LTS 상관구조에 의해 개선됨을 연구하였다.

TCP에 대한 TCP-MT의 종속성은 TCP의 접속 단위마다 LTS의 네트워크 결합을 측정하는 SSC에 의해 오버헤드 관점에서 네트워크에 검증 패킷을 전송하여 상태를 측정하고 네트워크 협력을 가정하는 별도의 상태 측정 모듈구조를 사용하여 대역폭 점유 동작을 조절하였다. TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정함으로써 병목 링크에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율은 세그먼트 처리 승인과정에서 상관 계수의 결론식 $t_{i,k}+2$ 로 계산되었다. 또 추적이 이루어질 경우, 가용 대역폭이 높아 백그라운드 트래픽 레벨이 낮을 경우 신뢰 처리율은 높아지면 피드백 혼잡제어 연결수가 증가되었고, 그 반대의 경우에는 신뢰 처리율이 낮아짐도 알 수 있었다.

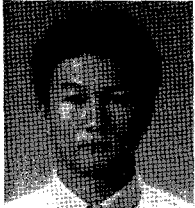
선택적 기율기 혼잡제어의 적극성 스케줄을 연결 지속 시간 및 개방 루프와 폐쇄 루프에 적용한 결과 선택적 기율기 제어가 연결 지속 시간이 늘어남에 따라 성능 이득도 향상되었다. 이러한 결과로부터 정확한 지속 시간 및 priori 정보의 유무에 따라 짧은 연결에서도 성능 이득이 개선되었다.

참고 문헌

- [1] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale redundancy for QoS-sensitive transport of real-time traffic. To appear in Proc. IEEE INFOCOM '00, 2000.
- [2] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale congestion control for self-similar network traffic. Performance Evaluation, Vol. 36, pp. 358-386, 1999.
- [3] V. Jacobson, "Congestion avoidance and control." in Proc., ACM SIG-COMM'98, pp. 314-329, 1998.
- [4] E.-S. Jung and N. H. Vaidya. An Energy Efficient MAC Protocol for Wireless LANs. In INFOCOM 2002, June 2002.
- [5] R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, and Y.-M. Wang. Distributed Topology Control for Power Efficient Operation in Multihop Wireless Ad Hoc Networks. In INFOCOM 2001, Vol. 3, pp. 1388-1397, April 2001.
- [6] J. P. Monks, V. Bharghavan, and W. mei W. Hwu. A Power Controlled Multiple Access Protocol for Wireless Packet Networks. In INFOCOM 2001, April 2001.
- [7] N. Poojary, S. V. Krishnamurthy, and S. Dao. Medium Access Control in a Network of Ad Hoc Mobile Nodes with Heterogeneous Power Capabilities. In IEEE International Conference on Communications (ICC 2001), Vol. 3, pp. 872-877, 2001.
- [8] C. Lee, J. Jang, E.K. Park, S. Makkic. A simulation study of TCP performance over IEEE 1394 home networks. Computer Communications Vol. 26, pp. 670-678, 2003.

나 하 선 (Ha-Sum Na)

정회원



1998년 한국항공대학교 항공전자공학과 졸업(공학사)
1995년 University of Colorado at Boulder, Dept. of Electrical and Computer Eng. Graduate School. (공학석사)

2005년 2월 서울대학교 대학원 전자공학과 박사과정 휴학

2005년 현재 한국전파기지국(주) 기술연구소
<관심분야> 마이크로파 통신, RF 통신, 실시간 통신, 통신망 등

김 문 환 (Moon-Hwan Kim)

정회원



2004년 8월 조선대학교 전자정보공과대학 컴퓨터공학과 (공학박사 졸업)

1983년 9월~1997년 1월 KT연수원 전임교수

1997년 1월~2003년 11월 KTF 팀장

2003년 11월~현재 한국전파기지국 연구소장
<관심분야> 마이크로파 통신, RF 통신, 실시간 통신, 통신망 등

나 상 동 (Sang-Dong Ra)

정회원



1968년 조선대학교 졸업(공학사)
1980년 건국대학교대학원 졸업(공학석사)

1995년 원광대학교대학원 졸업(공학박사)

1973년~현재 조선대학교 전자정보 공과대학 컴퓨터공학부

교수

1995년~1996년, 2001년~2002년 Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of California Irvine 연구교수

1998년 조선대학교 정보전산원 원장 역임

<관심분야> 실시간 통신, 디지털 통신 신호처리, 데이터망 및 이동통신, 적응 신호처리 등