

양방향 네트워크에서 자기유사성 트래픽 혼잡 제어

석경휴*, 송선희*, 김철영*, 나상동*

Congestion Control of Self-Similar Traffic in Two-way Network

Kyung-Hyu Suk*, Sun-Hee Song*, Chul-Yung Kim*, Sang-Dong Ra*

요약

본 논문은 양방향 트래픽에서 비동기 전송모드 네트워크의 동적인 TCP 연결을 분석하고 트래픽 패턴을 프로토콜 상에서 네트워크 경로를 통해 개선됨을 연구한다. RTP(Round Trip Delay time)가 결정된 피드백 루프의 시간 한계를 초과하는 정보의 형태로 조정하는 LTS 제어 모듈과 TCP를 연계시키는 방법에서 정보를 개연적인 특성을 갖고 여러 시간대에 걸쳐 분산하는 기존 윈도우를 기반으로 시연하기 때문이다. 이를 효과적으로 활용할 수 있는 방법으로 개선하며 TCP의 성능에서 자기 유사성 트래픽의 물리적 모델링에 기반한 시뮬레이션을 벤치마크 환경을 통해 수행한다. 본 논문은 양방향 네트워크에서 자기 유사성 트래픽 조건으로 스택의 전송 프로토콜 변화의 영향을 파악 및 평가하는 방법론을 활용하고 과중한 조건에서 자기 유사성에 의해 경로 트래픽 혼잡제어 개선을 나타낸다

ABSTRACT

In this paper, we discuss an active TCP link of unsynchronized transmission mode network in two-way traffic and the improvement of its traffic pattern through the network pathway of protocol is shown. This is because the traffic pattern is performed on the basis of existing windows which are distributing information in several periods of time in the way of interfacing LTS control module, which is controlling by an information of exceeding the time limit of feedback loop determined by RTP, with TCP. The simulation to utilize this efficiently is performed with the circumstance of bench mark based on physical modeling of the self-similarity traffic in the performance of TCP. In this paper, we use a methodology to understand and evaluate the effect of change of transmitting protocol in stacks under the condition of the self-similar traffic in two-way network and it is shown that an improvement of congestion control by self-similarity under a heavy condition.

키워드

TCP-IP, ATM, MTS 트래픽 제어, Self-similarity 망

1. 서론

본 논문에서는 승인 압축의 결과의 연결을 경쟁하면서 수신된 처리율에서 불공정성을 표시하고 이러한 결과가 없는 예측과 비교해서 전체적인 처리율을 감소시킬을 연구한다.

TCP 연결의 처리율 감소의 양과 동적인 동작

을 분석하는 것으로서 양방향 트래픽 하에서 데이터그램 네트워크[1,3]에서 감소된 처리율은 데이터 패킷 뒤의 병목 링크에서 승인의 묶음에 기여할 수 있다. 전형적으로 승인은 데이터 패킷과 비교해서 라우터에서 처리에 대한 시간이 덜 걸리며, 네트워크를 통한 데이터들이 전송되어짐으로써 집단적으로 되는 경향이 있다. 종단 시스템에

• 조선대학교 컴퓨터공학과

접수일자 : 2003. 12. 26

서 발생하고 교환기나 라우터에서 승인 압축[2.5]과 같은 동작을 이끌어 낸다. TCP 승인 압축의 효과와 처리율 손실 결과는 세그먼트와 승인이 중단 시스템의 공통 큐를 공유함으로써 지속되고 TCP 연결의 데이터 세그먼트가 반대의 연결에 대한 승인을 가지고 있는 가상 채널을 공유하는 제층에 있다. LAN(local area network) 및 WAN 트래픽을 측정 한 결과, 네트워크 트래픽은 여러 시간 간격에 따라 다양성을 보여 주며 이는 이더넷, ATM (asynchronous transfer mode), VBR (variable bit rate) 비디오, www 트래픽 등 다양한 네트워크[4,7] 컨텍스트에서 관찰되는 공통적인 현상임을 알게 되었다. 대기열 관점에서 보면, 장거리 종속(LRD:long range dependence) 트래픽의 주요 특징은 대기열 길이 분포가 훨씬 더 느리게 즉, 다항식 형태로 줄어든다는 것이다. 이에 비해 단거리 종속(SRD:sort range dependence) 트래픽 소스는 기하급수적인 감소를 보인다. 자기 유사성 트래픽을 제어한다는 것은 트래픽 흐름의 관리 문제를 의미하며, 네트워크 성능을 최적화하기 위해 자기유사성 및 LRD와 관련된 속성을 활용한 버퍼 용량 및 프로토콜 스택 또는 네트워크 구성의 세부 사항과 상관없이 연결 지속 기간 또는 전송되는 객체 크기가 대형이라면, 집합 트래픽의 LRD 및 자기유사성은 네트워크의 다중화 지점에서 존재함[3,8]을 입증하고, 긴 시간간격 트래픽 특성이 제공하는 정보를 활용하여 성능을 향상시킨다. 본 논문에서 혼잡제어 성능 평가를 자기유사성 네트워크 트래픽의 물리적 모델링으로부터 얻은 시뮬레이션 기반 하에서 성능 개선 결과를 나타낸다.

II. 자기유사성 트래픽

2-1 TCP 양방향 연결

네트워크 배치 구조는 가변비트율 서비스[7.9]와 순차적으로 전송되는 비율로 제어된 네트워크 [5.6]를 통해 통신하는 두 개의 중단 노드 i와 j를 데이터 패킷 전송과 i에서 j로 다른 데이터 패킷이 전송된다는 것을 가정한다. 그림2-1과 같이 중단

시스템 효율성을 분석하기 위해 노드의 전송율은 안정된 처리율 간격을 유지하며, 중단노드 i에서 j까지의 TCP 연결 전송 데이터를 연결 i로 정의하고 j에서 i로의 TCP 연결을 연결 j로 정의한다.



그림 2.1 네트워크에서 양방향 트래픽 모델
Fig. 2.1 Model of two-way traffic in network

TCP 처리는 노드 i에 승인이 도착할 때마다 발생되며, 새로운 데이터 세그먼트에서 승인 결과의 처리는 노드 j에 전송되어지기 위해 IP 큐에 추가된다. 연결 j가 슬로우 스타트 단계에 있다면 그 노드의 윈도우는 하나씩 증가하고 부가적인 세그먼트는 IP 큐에 적재되고 나중의 세그먼트는 IP 큐의 이전의 세그먼트 뒤로 즉시 큐 된다. 그 결과로서 두개의 세그먼트는 연결 j를 위한 승인이 사이에 끼이지 않고 전송되어진다. 반대편 노드로부터 도착한 집산화된 승인에 대한 응답으로 IP 큐에 추가된 데이터 세그먼트는 승인이 사이에 끼이지 않고 집단적으로 전송된다. 이러한 동작은 각각 연결의 전체적인 윈도우가 항상 단일집단으로 전송되어지도록 한다. 반대로 출력되어지는 트래픽에 대해서는 링크상에서 전송하기 위해서 큐가 설정되어야 하며 최악의 경우 전체적인 세그먼트의 윈도우가 반대편 중단으로부터 승인이 집산화 때문에 빠르게 연속되도록 출력 큐에 추가될 수도 있다.

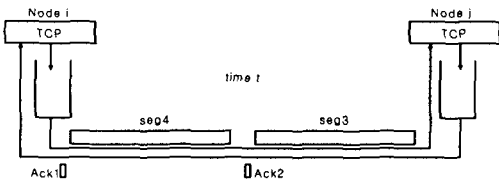
2-2 트래픽에 의한 승인 압축

양방향 상태에서 제약은 두개의 중단 시스템이 중단 노드의 윈도우가 증가되도록 허용하고 가능한 경로의 대역폭-지연의 곱을 초과하여야 한다는 것을 의미한다[8,9]. 만일 조건이 만족되지 않는다면 어떠한 지속적인 큐잉도 안정된 상태에서 양쪽 노드의 IP 큐에서 발생하지 않는다는 것을 알 수 있다. 그러므로 각 연결의 데이터 세그먼트들은 다른 연결의 승인과는 구별된다. W_i 와 W_j 가 세그먼트에서 두 연결의 윈도우 크기이므로 발

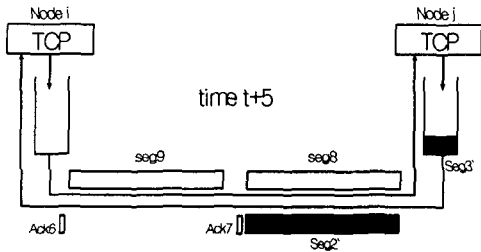
생되는 승인 압축에 대한 식은 식(2.1)과 같다.

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

승인 압축은 두개의 전송된 세그먼트에 대한 승인이 라운드 전송 지연 후에 도착할 때 그사이에는 데이터 세그먼트가 없으며 응답으로서 전송된 네 개의 세그먼트가 양방향으로 나타난다. 그러는 동안에 반대 연결의 승인이 데이터 세그먼트 뒤에 큐 되고 승인들을 집단적으로 되어진다. 안정된 상태에서 각 연결의 전체적인 윈도우는 양방향으로 전송되고 반대편도 연결된다.



(a) 시간 t에 대한 초기상태



(b) 시간 t+5에서의 승인

그림 2.2 세그먼트에 대한 승인의 처리 과정
Fig. 2.2 Acknowledgement process for segments

슬로우 스타트는 TCP 윈도우가 증가 할때 양방향 배치에서 승인 압축의 과정은 그림 2-2에서와 같이 각 노드의 연결에 대한 최대 윈도우 크기는 네 개의 세그먼트로 설정되는 것으로 가정한다. 노드 i로부터 j로 데이터를 전송시키는 연결 i가 이미 윈도우 크기 W_i 가 4인 세그먼트로 되어 안정된 상태에 도착하고 반면에 반대편 방향에서 연결 j는 아직까지 활성화되지 않은 상태에서 시작한다. 시간 t에 대한 초기 상태는 그림 2-2(a)와 같이 세그먼트의 전송 시간은 1초로 간주하고 각

방향에서 반대방향으로의 지연은 2초로 간주한다. 이러한 지연은 목적지에 처리 시간을 포함하고 있으므로 세그먼트의 첫 번째 비트가 목적지에 도착할 때 승인이 발생한다. 노드 i로부터 전송된 세그먼트 번호를 1,2,3... 으로 하고 반대편 방향에서 전송된 세그먼트 번호를 1',2',3',...으로 한다. 그림 2-2(a)에서 세그먼트 3과 4는 노드 i로부터 j로 전송되고, 반면에 이전 두개의 세그먼트에 대한 승인이 노드 j로부터 i로 된다. 세그먼트 1'에 대한 승인은 연결 i의 세그먼트 7 뒤에 j로 전송될 것이고 t+4 시각에 노드 j에 도착한다. 이러한 승인을 수신함으로써 노드 j는 j의 윈도우를 하나씩 증가하고 출력 큐에 두개의 세그먼트 2'와 3'을 추가한다. 두개의 세그먼트 중 세그먼트 2'는 t+5 시각에 세그먼트 7을 승인한 뒤에 전송된다.

슬로우 스타트 윈도우 증가 단계에서 일어나는 승인 압축의 발생이 혼잡 회피 단계에서 일어나는 윈도우 증가와 비슷한 결과를 가지고 있다. 승인 압축의 결과에 대한 두 윈도우 증가 단계에서의 차이는 혼잡회피 단계와 비교하여 슬로우 스타트 단계에서 일괄적인 승인 압축의 크기가 좀더 빠르게 증가한다는 것이다. 승인 압축은 TCP 연결의 처리율을 감소시킬 수 있으며, 노드 i로부터 j로 되돌아가는 k 개의 승인 집합이 집단화되면 노드 j는 이러한 승인에 대한 응답으로 k 개의 세그먼트를 발생하고 i에 도착한다. 노드 i의 출력 IP 큐가 j로부터 세그먼트가 출발해서 도착할 때까지의 시간에 k 개의 세그먼트보다 덜 갖는다면 노드 i에 도착한 집단에서 맨 나중의 세그먼트 이전에 전체적인 IP 큐의 세그먼트의 전송을 완료한다. 그런 후 노드 j로부터 수신된 각각의 세그먼트에 대한 승인을 전송하는 것을 제외하고 주기 시간에 노드 j로부터 다음 승인 수신을 기다린다. 이것은 양방향 TCP 트래픽을 이용하여 처리율 손실을 발생시키는 근본적인 이유이다. 더욱이 이러한 동작이 주기적이라면 그 결과는 하나 또는 두개의 연결에 대한 처리율의 손실이 일관된다. 시작단계에서 두 연결 사이의 단계차이와 무관하게 식(2.1)을 만족하는 양방향 트래픽 배치 구조에서 처리율의 지속적인 손실이 발생한다.

III. 자기유사성 네트워크 혼잡

3-1 트래픽 제어 분포

X_i ; $t \in \overline{\mathbb{Z}}_+$ 을 임의의 정해진 시각에서 측정된 데이터 트래픽의 흔적을 나타내는 시간 열로 가정하면 시간 열의 집합 $X_i(m)$ 을 식 (3.1)과 같이 정의한다.

$$X_i^{(m)} = \frac{1}{m}(X_{i-m+1} + \dots + X_{im}) \quad (3.1)$$

위 식의 $X_i(m)$ 은 크기가 m 인 블록내에 분할된 각각의 X_t 의 합을 크기 m 으로 나눈 평균값이며 i 는 블록을 나타내는 인덱스로 사용된다. $r(k)$ 와 $r^{(m)}(k)$ 는 각각 X_t 와 $X_i(m)$ 의 자동 상관 함수로 설정함으로서 X_t 는 한정된 평균 및 분산 값을 갖는다. X_t 는 k 가 1보다 큰 모든 k 와 블록 크기 m 이 무한히 큰 경우에 대해 Hurst 매개변수 H 와 연관된 2차 자기유사성으로 식(3.2)와 같이 나타낼 수 있다.

$$r^{(m)}(k) \sim \frac{1}{2}((k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H}), \quad m \rightarrow \infty \quad (3.2)$$

위 식에서 나타낸 H 의 범위는 $1/2$ 보다는 크고 1 보다는 작다. 식(3.2)을 이용함으로서 두 가지 중요한 특성을 알 수 있는데 첫 번째 특성은 (i) $r^{(m)}(k) \sim r(k)$ 이고, 두 번째 특성은 (ii) $r(k) \sim ck^{-\beta}$ 이다. 첫 번째와 두 번째 특성으로부터 k 가 무한대로 접근할 때 두 번째 특성에서 나타낸 β 가 취할 수 있는 범위는 0보다는 크고 1보다는 작으며 또한 상수 c 는 0보다 큰 양의 상수를 나타낸다. 첫 번째 특성은 시간 열의 집합에 대해 상관 구조가 유지되는 것을 의미하고, 식(3.2)의 $r^{(m)}(k)$ 의 상관구조는 X_t 의 상관구조 $r(k)$ 와 거의 유사한 값을 가지기 때문에 자기 유사성이라 할 수 있다. 두 번째 특성은 $r(k)$ 가 쌍곡선의 형태를 취하는 것으로서 k 가 0부터 무한대까지의 $r(k)$ 의 합은 무한대가 된다는 것을 의미하는 것으로서 이를 LRD(long-range dependence)라고 한다.

두 번째 특성은 $\frac{1}{2} < H < 1$ 가 $H = 1 - \beta/2$ 이 된다는 가정을 전제로 한다. 네트워크 트래픽에 대한 2차 자기유사성의 타당성은 2차 자기유사성을 가지고 있는 on/off 모델[8], 소스 모델[4], heavy-tailed 서비스 시간의 M/G/ ∞ 대기열 모델[9]등에서 유도된다. 자기유사성 및 LRD는 동일하지 않다. 여기서, H 가 $1/2$ 의 값을 가진 분수 브라운 운동은 자기유사성을 갖지만 LRD는 아니다. 그러나 2차 자기유사성 관점에서는 자기 유사성이 LRD의 의미를 가지며, 이런 이유 때문에 트래픽 모델링 컨텍스트에서 두 용어를 바꾸어 사용하기도 한다. 네트워크 컨텍스트에서 heavy-tailed 분포와 LRD 사이에는 밀접한 관련이 있는데 이는 heavy-tailed 분포가 LRD의 원인으로 볼 수 있기 때문이다. 식(3.3)과 같은 조건을 만족하면 랜덤 변수 Z 는 heavy-tailed 분포를 갖는다고 할 수 있다.

$$\Pr Z > x \sim cx^{-\alpha}, \quad x \rightarrow \infty \quad (3.3)$$

식 (3.3)에서 α 는 tail index 또는 shape 파라메타라고 하며 범위는 $0 < \alpha < 2$ 의 값을 가지며, 또한 c 는 양의 상수를 나타낸다. heavy-tailed 분포의 tail은 점차적인 포물선 형태로 감소하는 것과는 달리 기하급수적으로 tail이 감소되는 지수 및 가우스 함수와 같은 light-tailed 분포와는 다르다. heavy-tailed 분포의 중요한 특징은 $0 < \alpha < 2$ 범위에서 무한 분산을 가지며, 만약 α 가 $0 < \alpha \leq 1$ 의 범위를 가지면 역시 무한 평균을 갖는다. 네트워크 컨텍스트에 대해 주로 α 의 범위가 $0 < \alpha < 2$ 인 경우에 대해서만 다루는데 이는 heavy-tailed가 자기유사성의 원인이 될 때 Hurst 변수 H 는 $H = (3 - \alpha)/2$ 라는 값을 가짐으로서 tail index와 관련이 있다는 사실 때문이다. 자주 사용되는 heavy-tailed 분포는 식(3.4)과 같은 분포 함수를 가지고 있는 Pareto 분포이다.

$$\Pr Z \leq x = 1 - (b/x)^{\alpha} \quad (3.4)$$

식 (3.4)의 α 의 범위는 $0 < \alpha < 2$ 이며 이를 shape 변수라고 하며, $b \leq x$ 를 location 변수라고 한다. Pareto 분포의 평균은 $ak/(\alpha-1)$ 로 주어지고 heavy-tailed 분포를 따르는 랜덤 변수는 극단적인 가변성이 존재한다.

3-2 트래픽 레벨 확률밀도

본 연구에서 사용한 측정 방법은 예측 가능성을 얻는다는 측면에서 충분한 정확도를 제공하며, 효율적으로 계산할 수 있다. 정규화된 결합 레벨을 단순하게 하기 위해 맵 $L: \vec{R}_+ \rightarrow [1, h]$ 을 정의하고, 그 인수를 단순 처리하여, $X_i^{(m)} = L(X_i^{(m)})$ 이 되게 한다. 따라서 $X_i^{(m)} \approx 1$ 은 시간규모가 m에서 집합적인 트래픽 레벨을 낮은 것으로, $X_i^{(m)} \approx s$ 는 높은 트래픽 레벨로 해석된다. 프로세스 $X_i^{(m)}$ 는 LRD 트래픽 모델링을 위해 사용한 레벨 프로세스와 관련 있다. 특정 시간 인덱스 i를 참조하지 않고 연속적으로 정량화된 트래픽 레벨 $X_i^{(m)}, X_{i+1}^{(m)}$ 으로 나타내기 위해 L1 및 L2를 사용한다. 그림3-1와 같이 절대 시간 규모 $T=1$ 초 및 5초에 대해 $\alpha = 1.05$ (LRD) 및 1.95(SRD) 트래픽에 대한 측정된 조건부 확률 밀도를 나타내고 있으며, 정량화 레벨 h 는 8로 설정하였다. 특정 시간 인덱스 i를 참조하지 않고 연속적으로 정량화된 트래픽 레벨 $x_i^{(m)}, x_{i+1}^{(m)}$ 을 나타내기 위해 L1 및 L2를 사용한다. 그러므로 L1, L2 쌍은 현재 측정된 네트워크 트래픽 레벨과 현재의 측정 결과를 토대로 예측된 트래픽 레벨을 각각 나타내기 위해 사용된다. $\alpha = 1.05$ 인 경우 전체적인 처리 추적 기록에 대한 3차원 그래프에 대해 조건부 확률 밀도가 왼쪽 아래에서 오른쪽 위로 사선형으로 기울어 졌음을 알 수 있다. 이는 현재의 트래픽 레벨 L1이 낮다면 예컨대 $L1 = 1$ 이라면, L2 역시 낮아질 수 있음을 의미한다. 따라서 $\Pr L_2 | L_1 = 1$ 의 총 확률은 1을 향해 수렴하고 있으며 이와 반대로 좌표점들은 $\Pr L_2 | L_1 = 8$ 은 8로 수렴되는 것을 알 수 있다. 따라서 $\alpha = 1.05$ 트래픽에 대해 시간 규모 t를 그림3-1에서 1초로 설정함으로써

미래의 트래픽을 예측할 수 있다. $\alpha = 1.95$ 트래픽에 대해 부합되는 확률 밀도를 3차원 그래프로 나타내었다.

분포의 모양이 $\Pr L_2 | L_1 \approx \Pr L_2$ 라는 조건에 영향을 받지 않으며, 이는 큰 시간 규모에서 예측 구조가 별 상관없이 있음을 의미한다. 작은 시간 규모에서는 두 가지 트래픽 모두 예측 가능성이 존재했고, 현재의 프로토콜이 어떤 방향으로 나아가고 있는지 예상할 수 있었다.

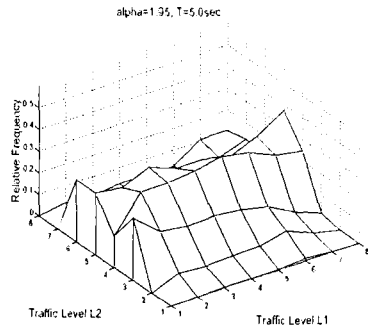


그림 3.1 트래픽 레벨 L2와 L1이 $\alpha = 1.95$ 조건에서 시간간격 5초인 경우의 확률밀도
Fig. 3.1 Probability densities with L2 conditioned on L1 for $\alpha = 1.95$ with time scale of 5 second

경험에 따르면 LTS 상관 구조는 1내지 10초 범위를 유지하는 것으로 보인다. 이러한 안정성 덕분에, 예측 가능성 관점에서는 정확한 시간 설정이 중요한 요소가 아니다. 한편, LTS 네트워크 상태에서 변화하기 위해 적절한 응답을 갖추기 위해 10초보다는 1초에 가까운 값으로 시간 규모를 선택한다.

IV. 시뮬레이션 분석 결과

4-1 TCP 결합 구현

수많은 UDP 기반의 비신뢰성 전송 프로토콜처럼 전송률 기반 확장 TCP인 TCP Rate가 기존 프로토콜에 추가됨으로서 TCP-MT는 ns에서 SSC를 다양한 버전의 TCP와 결합하여 구현하였다. 그림 4-1은 서버 2대, 클라이언트 n개, 즉 n

≥ 33 의 네트워크 배치 구조에서 게이트웨이 G1과 G2를 병목 링크가 되도록 구현 연결하였다. 링크 대역폭은 10Mbps로 설정하였으며 각 링크의 대기 시간은 5ms이다. 최대 세그먼트 크기는 1kB로 고정되어서 일부 클라이언트, 즉 32개의 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.

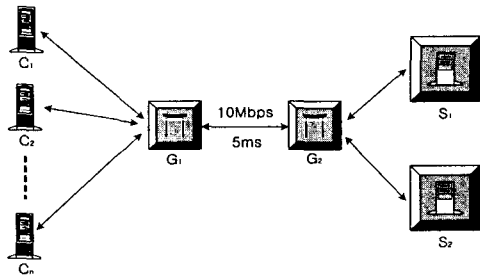


그림 4.1 병목 링크 G1, G2가 있는 네트워크 구성. left-to-right 트래픽 흐름
 Fig. 4.1 Network configuration with bottleneck link G_1, G_2 . Traffic from left to right

본 논문에서는 백그라운드 트래픽 흐름은 그대로 유지하고 TCP-MT 연결의 개수를 늘린 후 그 결과에 발생하는 대역폭 공유 반응을 연구하고자 한다. 대역폭, 버퍼 크기, 평균 파일 요청 크기, 기타 시스템 매개변수를 어떻게 지정하더라도 클라이언트 수 또는 연속파일 전송간의 평균 유휴 시간을 조정함으로써 경쟁 레벨을 생성할 수 있다. 대역폭을 감안한 성능 평가 설정의 구성에서 처음 32개의 연결이 백그라운드 트래픽 역할을 하면서 클라이언트에서 서버파일을 전송한다. 여기에서 파일 크기는 파라메타 종류 $\alpha=1.05, 1.35, 1.65, 1.95$ 인 Pareto 분포를 통해 얻을 수 있으며 또, α 와 병목 링크 G1, G2에서 측정된 집합 트래픽의 Hurst 매개변수 H 간에는 선형 관계가 존재한다.

α 가 1에 가까워지면 H도 1에 가까워지고, α 가 2에 가까워지면 H는 1/2에 가까워진다. 실행이 1만 초 동안 지속되며 시뮬레이션 시간에서 10ms 간격으로 추적기록을 수집했다. 따라서 단일 수행 시 1백만 개의 데이터 포인트가 생성되고 이는 위에서 설명한 샘플 경로 정규화 방식 외에도 트래픽 비중이 크고 길게 늘어진 샘플링의 가변성이 어느 정도 상쇄시켰다.

4-2 혼잡제어 성능 개선 결과

LRD가 성능에 미치는 영향에서 $\alpha \searrow 1$ 이면 $H \nearrow 1$ 이고 네트워크 트래픽은 Hurst 매개변수 $H \approx 1$ 을 가지므로 LTS 상관 구조가 더욱 강화된다. 그림 4-2은 $\alpha = 1.05, 1.35, 1.65, 1.95$ 인 경우 백그라운드 트래픽에서 얻게 되는 성능 이득으로 피드백 혼잡 제어의 처리율 레벨은 $\alpha = 1.05$ 일 때가 $\alpha = 1.95$ 일 때보다 더 높아진다. SRD 트래픽의 버스트 현상이 두드러져 대기열 반응을 결정지을 수 있는 지점에서 자원이 초과 확장되지 않는 한 자기유사성 버스트 현상은 RTT가 450ms에 대해 $\alpha = 1.95$ 트래픽인 경우 성능 이득이 20% 정도이고, $\alpha = 1.05$ 백그라운드 트래픽에 대한 성능 이득은 45% 정도 획득함으로써 $\alpha = 1.95$ 인 성능 이득보다 2배 이상 성능 이득의 개선이 이루어짐을 알 수 있다.

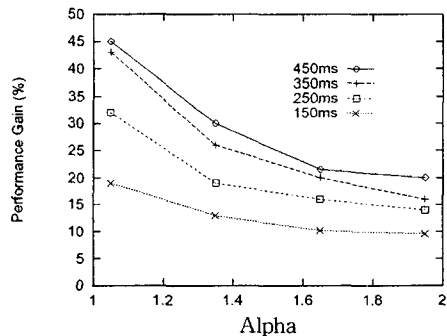


그림 4.2 $\alpha = 1.05, 1.35, 1.65, 1.95$ 인 경우 성능에 미치는 LRD 영향
 Fig. 4.2 Impact of long range dependence $\alpha=1.05, 1.35, 1.65, 1.95$ on TCP-MT performance

즉 자기유사성 버스트 현상은 이 네트워크 성능에 지장을 주긴 하지만 성능에 부정적인 영향을 줄이는 데 활용 가능한 구조를 가지고 있기 때문에 네트워크 트래픽의 속성이 LRD에 가까울수록 활용 가능한 구조가 더 늘어난다. 네트워크 측정 결과 대부분의 연결은 단명하지만 소수의 장수 연결에 의해 네트워크 트래픽 대부분이 발생하게 되므로 인터넷 트래픽의 약 80%는 TCP가 관리하며 HTTP 기반의 www 트래픽이 계속 증가하고 있으므로 장수 TCP 흐름은 네트워크 트래픽에서 중요하게 관리된다. 그럼에도 불구하고 대부분의 연결은 단명하기 때문에 단명 흐름의 서비스를 어느 정도까지 향상시킬 수 있다. 극복하기 어려운 2가지 제약 사항은 다음과 같다.

- (a) 연결 기간이 짧으면, 정확도를 유지하면서 각각의 접속마다 온라인 측정을 수행하기가 현실적으로 어렵다.
- (b) 몇 개의 세그먼트로만 구성된 전송인 경우, 피드백 제어의 유용성도 제한적이다.

연결 지속 시간 및 개방 루트와 폐쇄 루프 제어의 효과를 분석한 결과는 표 1에서 나타낸바와 같이 측정 후 100, 500, 1000, 2000 초 동안 연결이 지속될 경우로서 Case I : priori 조건부 확률 테이블이 있는 경우, Case II : 300 초 동안 온라인 교육 후 SSC가 적용된 경우, Case III : 30 초 동안 온라인 교육 후 SSC가 적용된 경우를 나타내고 있다. 이 3가지 경우의 성능 이득은 Case I에서 정확한 priori 조건부 확률 테이블이 있다고 가정하고 이 테이블에 한 연결이 설정되고 비 활성화된 명시적 예측 모델을 가동하여 적용한다. Case II에서는 SSC의 적극성 스케줄을 가동하기 전 300초 동안 온라인 예측을 적용한다. Case III에서는 30초 동안 온라인 예측을 수행한 다음 SSC가 완전히 활성화된다. Case I에서 연결 지속 기간이 가장 짧을 때 성능 이득이 제일 높았다. Case III은 가장 정확하지 않은 테이블을 갖게 되며 세 경우 중 성능 이득도 제일 낮다. 연결 지속 시간이 늘어나면 SSC가 Case III의 성능에 영향을 미치면서 Case II와 I의 수준에 도달하게 된다. 이러한

결과는 SSC가 긴 연결에서 가장 효과적이지만, 정확한 지속 기간 및 priori 정보의 유무에 따라 짧은 연결에서도 성능 개선이 되었음을 보였다. 상호 연결 공유 및 완전한 상태를 통해 priori 정보를 사용하는 방식은 추정 측면에서도 가능성을 내포하고 있다.

표 1. 짧은 SSC 연결의 성능 이득
Table. 1 Performance gain for short SSC connections

Short Conn.	100 sec	500 sec	1000 sec	2000 sec
Case I	25.2%	23.1%	31.5%	28.6%
Case II	4.3%	13.68%	20.19%	25.40%
Case III	6.2%	9.1%	19.0%	26.8%

LRD 트래픽 조건에서는 몇 가지 가정 하에 조건부 예상 추정량 $\hat{L}_2 = E[L_2|L_1]$ 이 $E[L_1]$ 까지 떨어질 수 있기 때문에 TL의 트래픽 레벨로 현재의 트래픽 레벨을 추정할 수 있었다.

V. 결론

본 논문에서는 양방향 트래픽을 네트워크 경로를 통해 동일한 중단 노드 쌍 사이의 반대 방향에서 데이터를 전송하는 TCP 연결로부터 생긴 트래픽 패턴을 프로토콜상에서 혼잡제어를 연구하였다. TCP의 혼잡 윈도우 업데이트에서 간단한 인터페이스를 통한 함수 호출 형태를 이용하여 강력한 모듈형 TCP 확장을 Tahoe, Reno, Vegas 및 전송을 기반 확장 등 다양한 TCP 버전에 적용하여 그 결과 생성되는 프로토콜 MTS TCP가 성능을 크게 향상시킬 수 있었다. TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정하여 병목 링크에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율의 상관 계수를 각각 계산하여 신뢰 처리율은 높아지고 그 반대의 경우에 신뢰 처리율이 낮아짐을 알 수 있었다. 또 피드백 루프에 TCP Reno, Vegas, MT의 각각에 제안한 선택적 기술기 제어를 결합한 경우 RTT를 증가시키면 이에 비례하여 성능 이득도 점차적으로 증가되는 것을 시뮬레이션 결과를 통

해 알 수 있었다. 특히 RTT가 450ms인 경우에 TCP Reno는 29%의 성능 이득을 얻었으며, 또한 Vegas는 35%의 성능 이득을 얻었다. 제한한 선택적 기율기 제어를 TCP-MT에 적용하여 45% 성능 이득을 획득함으로써 TCP Reno, Vegas의 기반 피드백 혼잡제어에 비해 TCP-MT는 상대적으로 16%의 성능 이득이 증가함을 알 수 있었다.

참고 문헌

- [1] P. Barford and M. Crovella. Generating representative workloads for network and server performance evaluation. In Proc. ACM SIGMETRICS '98, pp. 151-160, 1998.
- [2] E.-S. Jung and N. H. Vaidya. An Energy Efficient MAC Protocol for Wireless LANs. In INFOCOM 2002, June 2002.
- [3] 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.
- [4] 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.
- [5] S. Floyd and A. Romanow, "Dynamics of TCP traffic over ATM networks." in Proc., ACM SIGCOMM'94, pp. 79-88, Sept. 1994.
- [6] V. Jacobson, "Congestion avoidance and control." in Proc., ACM SIG-COMM'98, pp. 314-329, 1998.
- [7] R. Jain, "Congestion control and traffic management in ATM networks: Recent advances and a survey." Computer Networks and ISDN Systems, Vol. 28, No. 13, pp. 1723-1738, Oct. 1996.
- [8] R. Wilder, K. K. Ramakrishnan, and A. Mankin, "Dynamics of congestion control and avoidance of two-way traffic in an OSI testbed." ACM Comput. Commun. Rev., Vol. 21, No. 2, pp. 43-58, Apr. 1991.
- [9] L. Kalampoukas, A. Varma, and K. K. Ramakrishnan, "Two-way TCP traffic over ATM: Effects and analysis." Tech. Rep. UCCSC-CRL-96-23, Univ. of California, Santa Cruz, 1996.

저자 소개



나상동(Sang-Dong Ra)

정회원

1968년 : 조선대학교 전기공학과 졸업(공학사)

1980년 : 건국대학교 대학원 졸업

(공학석사)

1995년 : 원광대학교 대학원 졸업(공학박사)

1995년~96년, 2001년~02년 : Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of California Irvine 연구교수.

1998년 : 조선대학교 전자계산소 소장 역임

1973년~현재 : 조선대학교 컴퓨터공학과 교수

※ 관심분야 : 실시간 통신, 디지털 통신망, TCP-IP, TOM, 적응 신호처리 등.



석경휴(Kyung-Hyu Suk)

학생회원

1955년 : 호남대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1997년 : 조선대학교 대학원 컴퓨터

공학과 졸업(공학석사)

2001년 : 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 박사과정 수료

1998년~00년 조선이공대학 컴퓨터정보과 겸임교수

2000년 ~ 01년 조선대학교 컴퓨터공학과 겸임교수

※ 관심분야 : 실시간 통신, 적응신호처리, 데이터 및 이동통신, TCP-IP 등



송선희(Sun-Hee Song)

학생회원

1988년 : 전남대학교 (공학사)

2002년 : 호남대학교 (공학석사)

2003년~현재 : 조선대학교 컴퓨터

공학과 박사과정

※ 관심분야 : TMO, 실시간통신, 데이터통신망, 이동통신, 멀티미디어 통신 등



김철영(Chul-Yunge Kim)

학생회원

2000년 : 조선대학교 컴퓨터공학과

졸업 (공학사)

2002년 : 조선대학교 대학원 컴퓨터

공학과 졸업 (공학석사)

2004년~현재 : 조선대학교 컴퓨터공학과 박사과정

※ 관심분야 : TCP/IP, 데이터통신망, 이동통신, 멀티
미디어 통신 등