

자기유사성 네트워크에서 트래픽 제어에 의한 성능 개선

정회원 석경휴*, 나상동**

Adaptive Data Hiding Techniques for Secure Communication of Images

Kyung-Hyu Suk* , Sang-Dong Ra** *Regular Members*

요 약

본 논문에서는 MTS 정제 프레임워크를 윈도우 기반 정제 제어, 특히 TCP로 확장하고, TCP의 대역폭 소비 반응의 적극성을 LTS 자기유사성 네트워크 상태의 함수 형태에서 연구한다.

RTT가 결정한 피드백 루프의 시간 한계를 초과하는 정보의 형태로 조정하는 LTS 제어모듈과 TCP를 연계시키는 방법으로 연구하며, 또 정보는 개연적인 특성을 갖고 여러 시간대에 걸쳐 분산되는 기존 윈도우를 기반으로 실현되기 때문에, 이를 효과적으로 활용할 수 있는 방법으로 개선하고, MTS TCP의 성능을 자기 유사성 트래픽의 물리적 모델링에 기반 한 시뮬레이션을 벤치마크 환경을 통해 수행된다.

본 논문은 자기유사성 트래픽 조건에서 프로토콜 스택의 전송 프로토콜 변화의 영향을 파악 및 평가하는 방법을 활용하고, 과중한 워크로드 조건에서 시뮬레이션을 통해 성능 개선을 평가 비교한다.

ABSTRACT

In this paper, we extend the multiple time scale control framework to the window-based congestion control, in particular, such as the TCP. This is performed by interfacing the TCP with a large time scale control module which adjusts the aggressiveness of the bandwidth consumption behavior exhibited by the TCP as a function of ab large time scale Seif-Similar network state. i.e., conformation that exceeds the horizon of the feedback loop as determined by the RTT. How to effectively utilize such an information-due to its probabilistic nature, dispersion over the multiple time scales, and affection on the top of the existing window-based congestion controls-is a non-trivial problem.

The evaluation performance of the multiple time scale TCP is facilitated by a simulation of the bench-mark environment which is based on the physical modeling of a self-similar traffic. We explicate our methodology for discerning and evaluating the impact of changes in transport protocols in the protocol stack under the self-similar traffic conditions. We discuss issues arising in the comparative performance evaluation under heavy-tailed workloads.

Keywords : TCP-IP, ATM, MTS 트래픽 혼잡제어, 통신망, 컴퓨터 네트워크

I. 서 론

본 논문에서는 양방향 트래픽이 존재하는 곳에서 비동기 전송 모드 네트워크의 동적인 TCP 연결

[1,2]를 분석하며, 양방향 트래픽을 네트워크 경로를 통해 동일한 중단 노드 쌍 사이의 반대 방향에서 데이터를 전송하는 두 개 또는 그 이상의 TCP 연결로부터 생긴 트래픽 패턴을 사용하여 연구한다.

* 조선대학교 컴퓨터공학부(ssh6061@nate.com) ** (E-mail: sdna@mail.chosun.ac.kr)

논문번호 : 030580-1226, 접수일자 : 2003년 12월 26일

한 방향에서 연결에 의해 전송된 TCP 세그먼트들은 반대 방향에서 연결에 대한 승인을 가지고 있는 동일한 물리적 경로를 공유하고, 패킷과 승인들은 종단 시스템의 공통 버퍼를 공유할 뿐만 아니라 네트워크의 교환기와 라우터들을 공유한다. 이러한 공유는 승인 압축[3,6]이라고 하는 결과를 초래하며, 승인 압축은 소스가 집단적으로 도착할 때 승인한다.

승인 압축의 결과는 연결을 경쟁하면서 수신된 처리율에서 불공성을 표시하고 이러한 결과가 없는 예측과 비교해서 전체적인 처리율을 감소시킨다.

TCP 연결의 처리율 감소의 양과 동적인 동작을 분석하는 것으로서 양방향 트래픽하에서 데이터그램 네트워크에서 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 전송되어짐으로서 집단적으로 되는 경향이 있다. 종단 시스템에서 발생하고 교환기나 라우터에서 승인 압축과 같은 동작을 이끌어 낸다. TCP 승인 압축의 효과와 처리율 손실 결과는 세그먼트와 승인이 종단 시스템의 공통 큐를 공유함으로써 지속되고 TCP 연결의 데이터 세그먼트가 반대의 연결에 대한 승인을 가지고 있는 가상 채널을 공유하는 계층에 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 [4,9] 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.

자기유사성 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[5,8]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 TCP 트래픽

2-1 네트워크 양방향 트래픽

네트워크 배치 구조는 가변 비트 율(VBR: Variable Bit Rate) 서비스와 순차적으로 전송되는 비율로 제어된 네트워크를 통해 통신하는 두 개의 종단 노드 i 와 j 를 그림 2-1과 같이 두 개의 한쪽 방향 TCP 연결의 쌍으로 구성하고, 연결은 i 에서 j 로의 데이터 패킷 전송과 i 에서 j 로 다른 데이터 패킷이 전송된다는 것을 가정한다. 종단 시스템 효율성을 분석하기 위해 노드의 전송 율은 안정된 처리 율 간격을 유지하며, 종단노드 i 에서 j 까지의 TCP 연결 전송 데이터를 연결 i 로 정의하고 j 에서 i 로의 TCP 연결을 연결 j 로 정의한다.



그림 2-1. 네트워크에서 양방향 트래픽 모델
Fig. 2-1. Model of two-way traffic in network

TCP 처리는 노드 i 에 승인이 도착할 때마다 발생되며, 새로운 데이터 세그먼트에서 승인 결과의 처리는 노드 j 에 전송되어지기 위해 IP 큐에 부가된다. 연결 i 가 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 j 를 위한 승인이 사이에 끼이지 않고 전송되어진다. 반대편 노드로부터 도착한 집단화된 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 링크 상에서 전송하기 위해서 큐가 설정되어야 하며 최악의 경우 전체적인 세그먼트의 윈도우가 반대편 종단으로부터 승인이 집단화 때문에 빠르게 연속되도록 출력 큐에 부가될 수도 있다.

2-2 윈도우 크기 승인 압축

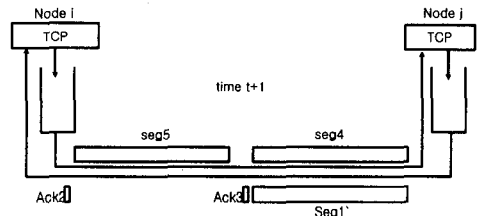
양방향 상태에서 제약은 두개의 중단 시스템이 중단 노드의 윈도우가 증가되도록 허용하고 가능한 경로의 대역폭-지연의 곱을 초과하여야 한다는 것을 의미한다[8,9]. 만일 조건이 만족되지 않는다면 어떠한 지속적인 큐잉도 안정된 상태에서 양쪽 노드의 IP 큐에서 발생하지 않는다는 것을 알 수 있다. 그러므로 각 연결의 데이터 세그먼트들은 다른 연결의 승인과는 구별된다. W_i 와 W_j 가 세그먼트에서 두 연결의 윈도우 크기이므로 발생하는 승인 압축에 대한 식은 식(2.1)과 같다.

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

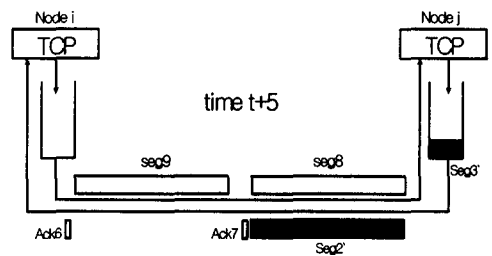
승인 압축의 발생은 초기에 점차적으로 윈도우가 증가하는 TCP 연결의 슬로우 스타트 형태로 추적한다. 슬로우 스타트 알고리즘은 초기 윈도우 크기를 1로 설정하고 승인이 도착할 때 마다 하나씩 증가한다. 이것은 효과적으로 매 라운드 전송시간에 윈도우의 크기가 두 배가 되며, 슬로우 스타트 동안에 매 승인에 대한 수신은 중단 시스템의 출력 큐잉에 두개의 세그먼트를 추가시킨다. 출력 큐를 유지하므로 두개 세그먼트는 반대편 연결에 대해 승인이 보내지기 전에 전송되어야 한다. 게다가 두개의 전송된 세그먼트에 대한 승인이 라운드 전송 지연 후에 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.

슬로우 스타트는 TCP 윈도우가 증가 할때 양방향 배치에서 승인 압축의 과정은 그림 2-3에서와 같이 각 노드의 연결에 대한 최대 윈도우 크기는 네 개의 세그먼트로 설정되는 것으로 가정한다. 노드 i 로부터 j 로 데이터를 전송시키는 연결 i 가 이미 윈도우 크기 W_i 가 4인 세그먼트로 되어 안정된 상태에 도착하고 반면에 반대편 방향에서 연결 j 는 아직까지 활성화되지 않은 상태에서 시작한다. 시간 t 에 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 세

그먼트의 첫 번째 비트가 목적지에 도착할 때 승인이 발생한다. 노드 i 로부터 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 i 로부터 j 로 전송되고, 반면에 이전 두개의 세그먼트에 대한 승인이 노드 j 로부터 i 로 된다. 노드 j 가 시각 t 에 노드의 연결을 개방하고 $t+1$ 시간에 노드 i 에 첫 번째 세그먼트의 전송을 완료하면 $t+1$ 시각에서 네트워크 상태는 그림 2-2(b)와 같다. 연결 j 에 의해 전송된 세그먼트 1'은 연결 i 의 세그먼트 3을 승인 뒤에 즉시 전송하고, $t+2$ 시각에 노드 i 에 도착된다. 그림 2-2 (b)와 같이 세그먼트 1'에 대한 승인은 연결 i 의 세그먼트 7 뒤에 j 로 전송될 것이고 $t+4$ 시각에 노드 j 에 도착한다. 이러한 승인을 수신함으로써 노드 j 는 j 의 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.



(a) 시간 t+1에서의 승인(노드 i에 첫 번째 세그먼트 전송 완료)



(b) 시간 t+5에서의 승인

그림 2-2. 세그먼트에 대한 승인의 처리 과정
Fig. 2-2. Acknowledgement process for segments

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 i 로부터 j 로 되돌아가는 k 개의 승인 집합이 집단화되면 노드 j 는 이러한 승인에 대한 응답으로 k 개의 세그먼트를 발생하고 i 에 도착한다. 노드 i 의 출력 IP 큐가 j 로부터 세그먼트가 출발해서 도착할 때까지의 시간에 k 개의 세그먼트보다 덜 갖는다면 노드 i 에 도착한 집단에서 맨 나중의 세그먼트 이전에 전체적인 IP 큐의 세그먼트의 전송을 완료한다. 그런 후 노드 j 로부터 수신된 각각의 세그먼트에 대한 승인을 전송하는 것을 제외하고 주기 시간에 노드 j 로부터 다음 승인 수신을 기다린다. 이것은 양방향 TCP 트래픽을 이용하여 처리율 손실을 발생시키는 근본적인 이유이다. 더욱이 이러한 동작이 주기적이려면 그 결과는 하나 또는 두개의 연결에 대한 처리율의 손실이 일관된다. 시작단계에서 두 연결 사이의 단계 차이와 무관하게 식(2.1)을 만족하는 양방향 트래픽 배치 구조에서 처리율의 지속적인 손실이 발생한다.

III. 자기유사성 네트워크 트래픽

3-1 트래픽 제어

$\{X_t; t \in \mathbb{Z}_+\}$ 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.

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

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 설정함으로써 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 이용함으로써 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 1/2의 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 LDR 사이에는 밀접한 관련이 있는데 이는 heavy-tailed 분포가 LDR의 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-tailed**가 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 $\alpha k / (\alpha - 1)$ 로 주어지고 **heavy-tailed** 분포를 따르는 랜덤 변수는 극단적인 가변성이 존재한다. 실제적으로 **heavy-tailed** 분포는 분포의 결과로부터 얻은 샘플링의 대부분 값은 작은 값이지만 몇몇 샘플들은 매우 큰 값을 갖도록 하기 위해 무시할 수 없는 확률을 갖는 매우 큰 값을 발생시킨다.

3-2 LRD 트래픽 확률 밀도

본 연구에서 사용한 추정 방법은 예측 가능성을 얻는다는 측면에서 충분한 정확도를 제공하며, 효율적으로 계산할 수 있다. 정규화된 경합 레벨을 단순히 하기 위해 맵 $L: \mathbb{R}_+ \rightarrow [1, h]$ 을 정의하고, 그 인수를 단순히 처리하여, $X_i^{(m)} = L(X_i^{(m)})$ 이 되게 한다. 따라서 $X_i^{(m)} \approx 1$ 은 시간규모가 m 에서 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 i 를

참조하지 않고 연속적으로 정량화된 트래픽 레벨 $X_i^{(m)}, X_{i+1}^{(m)}$ 으로 나타내기 위해 $L1$ 및 $L2$ 를 사용한다.

그림3-1,2와 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 i 를 참조하지 않고 연속적으로 정량화된 트래픽 레벨 $x_i^{(m)}, x_{i+1}^{(m)}$ 을 나타내기 위해 $L1$ 및 $L2$ 를 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 $L1$ 이 낮다면 예컨대 $L1 = 1$ 이라면, $L2$ 역시 낮아질 수 있음을 의미한다. 따라서 $Pr\{L2 | L1 = 1\}$ 의 총 확률은 1을 향해 수렴하고 있으며 이와 반대로 좌표 점들은 $Pr\{L2 | L1 = 8\}$ 은 8로 수렴되는 것을 알 수 있다. 따라서 $\alpha = 1.05$ 트래픽에 대해 시간 규모 t 를 그림3-1에서 1초와 그림3-2는 5초로 설정함으로써 미래의 트래픽을 예측할 수 있다. $\alpha = 1.95$ 트래픽에 대해 부합되는 확률 밀도를 3차원 그래프로 나타내었다.

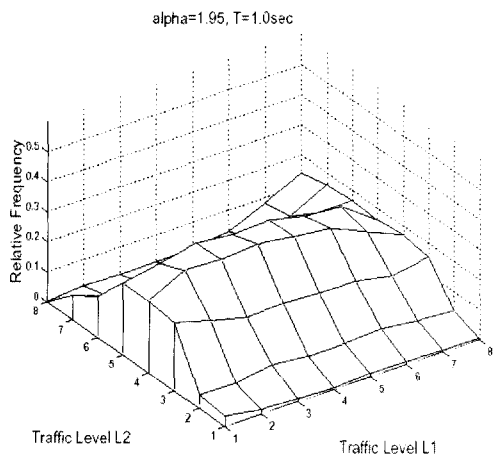


그림 3-1. 트래픽 레벨 L2와 L1이 $\alpha = 1.95$ 조건에서 시간 간격 1초인 경우의 확률밀도
 Fig. 3-1. Probability densities with L2 conditioned on L1 for $\alpha = 1.95$ with time scale of 1 second

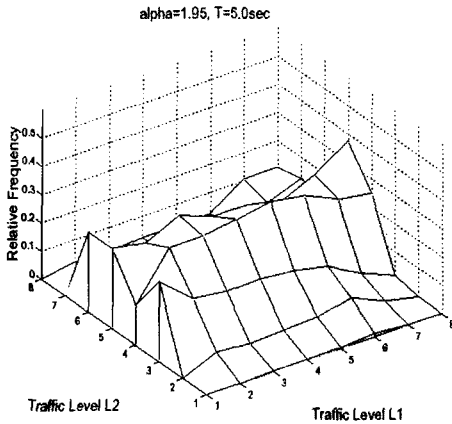


그림 3-2. 트래픽 레벨 L2와 L1이 $\alpha = 1.95$ 조건에서 시간 간격 5초인 경우의 확률밀도
 Fig. 3-2. Probability densities with L2 conditioned on L1 for $\alpha = 1.95$ with time scale of 5 second

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.

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 결과 및 분석

4-1 네트워크 시뮬레이션 환경

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 $n \geq 33$ 의 네트워크 배치 구조에서 게이트웨이 G_1 와 G_2 를 병목 링크가 되도록 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 유향 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.

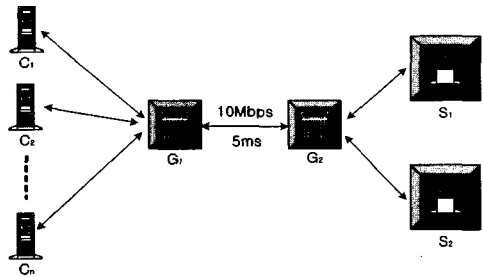


그림 4-1. 병목 링크 G_1 , G_2 가 있는 네트워크 구성. left-to-right 트래픽 흐름
 Fig. 4-1. Network configuration with bottleneck link G_1 , G_2 . Traffic from left to right

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 전송 간의 평균 유향 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 G_1, G_2 에서 측정된 집합 트래픽의 Hurst 매개변수 H 간에는 선형 관계가 존재한다. α 가 1에 가까워지면 H 도 1에 가까워지고, α 가 2에 가까워지면 H 는 1/2에 가까워진다. 실행이 1만초 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 가변성을 어느 정도 상쇄시켰다.

4-2 SSC의 기본 성능 특징

4-2-1 단일 모드 처리 율

기울기 제어의 형태로 적극성을 선택적으로 적용함으로써 얻게 된 증분 이득을 측정한다. 먼저 이득 발생 가능성이 가장 높은 경우는 $\hat{L}_2 = 1$ 이 되고 2번째로 높은 경우인 $\hat{L}_2 = 2$ 등에 각각 적용한다. 궁극적으로 적극성 비용이 그 이득을 초과하여, 선택성 엄격함이 완화될수록 처리율을 순감소시키는 단계에 도달하는 것으로서 임계값 스케줄을 사용한다. $\hat{L}_2 \leq \theta$ 인 경우에 대해 이 현상을 입증할 수 있도록 적극적인 조치가 수행되며 θ 는 적극성 임계값을 나타낸다.

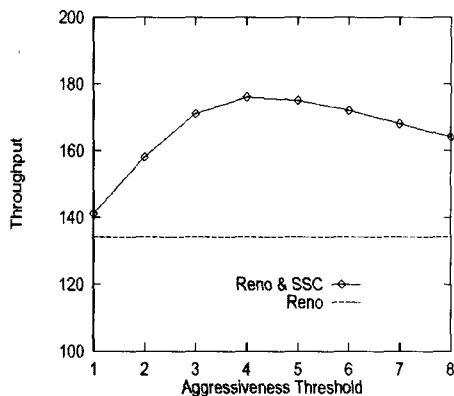
혼잡제어의 트래픽 제어 반응을 조절하는 데 LTS 상판 구조 방안을 적용시키면 선택적 기울기 제어(SSC; selective slope control)로서, 예측된 LTS 네트워크 상태를 기준으로 선형 증가 / 지수 감소 혼잡제어의 단계에서 선형 증가 곡선의 기울기를 조정하게 된다. 만약 네트워크 경쟁이 낮은 편이라면 기울기가 증가하고, 네트워크 경쟁이 높으면 그 반대가 되는 것이 된다.

TCP-MT에서는 역선형 스케줄을 적극성 스케줄로 사용하기 때문에 스케줄 성능을 향상시킬 수 있다. 이는 실시간 데이터 전송의 MTS 이중화 제어에서 사용될 수 있으므로 임계 값 스케줄은 적극성을 정적으로 조절할 효과를 파악하기 위해 사용되는 성능 평가를 식(3-5)과 같이 이용한다.

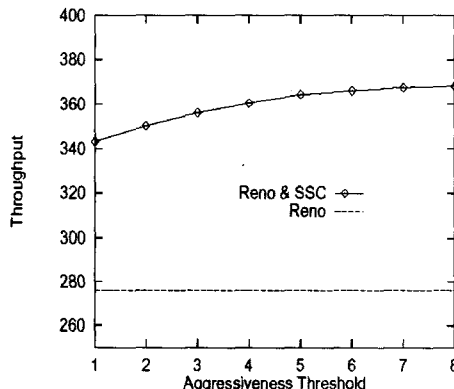
$$\epsilon(l) = \begin{cases} A, & l \leq \theta, \theta \in [1, h] \\ a, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (3.5)$$

식 (3-5)에서 θ 값이 증가하면 기반 혼잡제어는 보다 적극성을 띠게 된다.

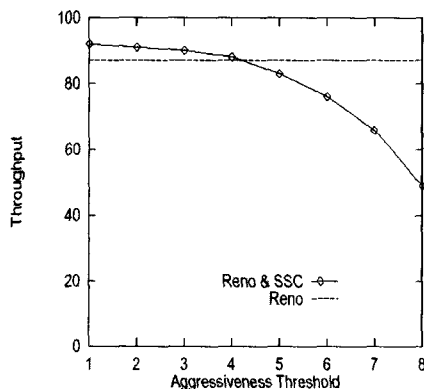
그림 4-2(a)는 $\alpha=1.05$ 트래픽에서 식 (3-5)의 θ 값에 대해 $1 \leq \theta \leq 8$ 범위의 적극성 임계 값에 대해 곡선 대비 처리 율을 나타낸다. 이 곡선은 단일 모드이므로 $\theta = 4$ 일 때 정상 점을 유지하며 $\theta = 8$ 인 모든 경우에 대해 적극성이 적용되므로 선택적이지 않다. 그림4-2(b)와(c)같이 단일 모드 처리 율 곡선이 대표적인 형태이지만 네트워크 구성에 따라서 단조 증가 또는 감소와 같은 2 가지 다른 형태도 가능하다. 곡선 모양은 가용 자원에 대한 적극성 크기의 상대적 수준에 따라 결정되었다. 자원



(a) TCP Reno 백그라운드 트래픽 5Mbps의 처리율



(b) TCP Reno 백그라운드 트래픽 2.5Mbps의 처리율



(c) TCP Reno 백그라운드 트래픽 7.5Mbps의 처리율

그림 4-2. TCP Reno. 3가지 레벨의 백그라운드 트래픽, 5Mbps(a), 2.5Mbps(b), 7.5Mbps(c)의 적극성 임계값 함수 형태의 처리율 곡선

Fig. 4-2 TCP Reno. shape of throughput curve as a function of aggressiveness threshold for three levels of background traffic 5Mbps(a), 2.5Mbps(b), and 7.5Mbps(c)

이 풍부하다면 적극성은 최소한의 지장을 받고 단조 증가 처리율 곡선이 된다. 이와 반대로 자원이 부족하다면 적극성이 가장 심하게 줄어들어 단조 감소 처리율 곡선이 된다. TCP-MT는 3가지 네트워크 모든 조건에서 운영되면서 각각의 경우에 대해 최적에 가까운 처리율을 나타내었다.

자기유사성 버스트 현상은 이 네트워크 성능에 지장을 주긴 하지만 성능에 부정적인 영향을 줄이는데 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 2 가지 제약 사항은 다음과 같다.

- (a) 연결 기간이 짧으면, 정확도를 유지하면서 각각의 접속 마다 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 분석하여 측정 후 100, 500, 1000, 2000 초 동안 연결이 지속될 경우로서 Case 1 : priori 조건부 확률 테이블이 있는 경우, Case 2 : 300 초 동안 온라인 교육 후 SSC가 적용된 경우, Case 3 : 30 초 동안 온라인 교육 후 SSC가 적용된 경우를 나타내고 있다. 이 3 가지 경우의 성능 이득은 Case 1에서 정확한 priori 조건부 확률 테이블이 있다고 가정하고 이 테이블에 한 연결이 설정되고 비활성화된 명시적 예측 모듈을 가동하여 적용한다. Case 2에서는 SSC의 적극성 스케줄을 가동하기 전 300초 동안 온라인 예측을 적용한다. Case 3에서는 30초 동안 온라인 예측을 수행한 다음 SSC가 완전히 활성화된다. Case 1에서 연결 지속 기간이 가장 짧을 때 성능 이득이 제일 높았다.

Case 3은 가장 정확하지 않은 테이블을 갖게 되며 세 경우 중 성능 이득도 제일 낮다. 연결 지속 시간이 늘어나면 SSC가 Case 3의 성능에 영향을 미치면서 Case 2와 1의 수준에 도달하게 된다. 이러한

결과는 SSC가 긴 연결에서 가장 효과적이지만, 정확한 지속 기간 및 priori 정보의 유무에 따라 짧은 연결에서도 성능 개선이 되었음을 나타내었다.

V. 결론

본 논문에서는 비동기 전송 모드 네트워크의 동적인 TCP 연결을 분석하고, 자기유사성 네트워크상태의 트래픽 함수로 개선됨을 연구하였다. TCP-MT는 피드백 루프의 시간간격을 조정하여 명시적 예측을 실행함으로써 불확실성 문제를 해소했으며, 정확한 조치가 이루어지게 함으로써 사후 제어의 단점을 개선할 수 있었다. 또한 피드백 루프에 TCP Reno, Vegas, MT의 각각에 제안한 선택적 기율기 제어를 결합한 경우 RTT를 증가시키면 이에 비례하여 성능 이득도 점차적으로 증가되는 것을 시뮬레이션 결과로부터 알 수 있었다.

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 성능이득은 45% 정도 획득함으로써 $\alpha = 1.95$ 인 성능 이득보다 2배 이상 성능 이득의 개선이 이루어짐을 알 수 있다.

참고 문헌

- [1] E.-S. Jung and N. H. Vaidya. An Energy Efficient MAC Protocol for Wireless LANs. In INFOCOM 2002, June 2002.
- [2] 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.
- [3] 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.
- [4] P. Barford and M. Crovella. Generating representative workloads for network and server performance evaluation. In Proc. ACM SIGMETRICS '98, pp. 151-160, 1998.

[5] V. Jacobson, "Congestion avoidance and control." in Proc., ACM SIG-COMM'98, pp. 314-329, 1998.

[6] 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.

[7] 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.

[8] 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.

[9] S. Floyd and A. Romanow, "Dynamics of TCP traffic over ATM networks." in Proc., ACM SIGCOMM'94, pp. 79-88, Sept. 1994.

[10] 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.

나 상 동(Sang-dong Ra)

정회원

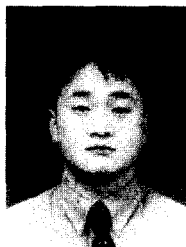


1968년 : 조선대학교 전기공학과
졸업(공학사)
1980년 : 건국대학교 대학원 졸업
(공학석사)
1995년 : 원광대학교 대학원 졸업
(공학박사)

1995년~1996년 : Dept. of Electrical & Computer
Eng. Univ. of California Irvine 연구교수.
1998년 : 조선대학교 전자계산소 소장 역임
1973년~현재 : 조선대학교 컴퓨터공학부 교수
2001년-2002년: Dept. of Electrical & Computer
Eng. Univ. of California Irvine 연구교수
<관심분야> 실시간 통신, 디지털 통신망, 데이터 및
이동통신, TOM, 적응 신호처리 등.

석 경 휴(Kyung-Hyu Suk)

정회원



1995년: 호남대학교 전자공학과
졸업 (공학사)
1997년: 조선대학교컴퓨터공학과
대학원졸업 (공학석사)
1999년~현재 조선대학교
컴퓨터공학과 박사수료
1998년~00년 조선이공대학
컴퓨터정보과 겸임교수

2000년 ~ 2001년 조선대학교 컴퓨터공학과
겸임교수

<관심분야> 실시간 통신, 적응 신호 처리, 데이터
및 이동통신, 등