
TCP의 자기 유사성 트래픽 조건하에서 다중 시간 간격을 이용한 혼잡 제어

김광준* · 윤찬호** · 김천석***

The Congestion Control using Multiple Time Scale under Self-Similar Traffic of TCP

Gwang-Jum Kim* · Chan-Ho Yoon** · Chun-Suk Kim***

요약

본 논문에서는 MTS 트래픽 제어 프레임워크를 TCP 기반의 신뢰할 수 있는 전송 및 윈도우 기반 혼잡 제어로 확대 적용한다. 이 작업은 TCP의 대역폭 소비 반응의 적극성을 LTS 네트워크 상태의 함수 형태, 즉 RTT가 결정한 피드백 루프의 한계를 넘어서는 정보의 형태를 조정하는 LTS 모듈과 TCP를 연계시키는 방법으로 수행된다. TCP의 혼잡 윈도우 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 결과 생성되는 프로토콜 MTS TCP가 성능을 크게 향상시킨다. 성능 이득은 신뢰할 만한 TCP-MT의 처리율 대비 LTS 구성 요소 없는 TCP의 처리율의 비율을 비교하여 측정한다. 또한 광대역 AAN에서 지연 대역폭의 곱이 높을 경우 더욱 심각해지는 사후 제어의 불확실성 차이를 해소함으로써 MTS TCP가 기반 피드백 제어에 사전성을 부여한다는 것을 입증한다. RTT가 증가하면, 피드백이 전달하는 정보가 노후되며, 피드백 제어가 취하는 사후 조치의 효과가 줄어든다. 마지막으로 트래픽 제어의 3가지 차원, 즉 추적 능력, 연결 지속 기간, 공정성이 성능에 미치는 영향을 규명하며, 혼잡 제어 성능 평가 방식은 자기 유사성 네트워크 트래픽의 물리적 모델링으로부터 얻은 시뮬레이션 기반하에서 결과를 나타낸다.

ABSTRACT

In this paper, we extend the multiple time scale control framework to window-based congestion control, in particular, TCP. This is performed by interfacing TCP with a large time scale control module which adjusts the aggressiveness of bandwidth consumption behavior exhibited by TCP as a function of "large time scale" network state. i.e., conformation that exceeds the horizon of the feedback loop as determined by RTT. Our contribution is threefold. First, we define a modular extension of TCP-a function call with a simple interface-that applies to various flavours of TCP-e.g., Tahoe, Reno, Vegas and show that it significantly improves performance. Second, we show that multiple time scale TCP endows the underlying feedback control with proactivity by bridging the uncertainty gap associated with reactive controls which is exacerbated by the high delay-bandwidth product in broadband wide area networks. Third, we investigate the influence of three traffic control dimensions-tracking ability, connection duration, and fairness-on performance. Performance evaluation of multiple time scale TCP is facilitated by a simulation bench-mark environment which is based on physical modeling of self-similar traffic.

키워드

Multiple Time Scale, Round Trip Dealy Time, Self-Similar Traffic, TCP

* 여수대학교 컴퓨터공학과
접수일자 : 2004. 2. 19

** 조선대학교 컴퓨터공학과
*** 여수대학교 전자통신공학과

1. 서론

LAN(local area network) 및 WAN 트래픽을 측정된 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 [1,3,4] 컨텍스트에서 관찰되는 공통적인 현상임을 알게 되었다[2,3,5]. 여러 성능 연구에 따르면, 자기유사성은 네트워크 성능에 부정적인 영향을 미칠 수 있고, 그 결과 대기열 지연 및 패킷 손실률이 높아지게 된다[1,2,12]. 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 ; short range dependence) 트래픽 소스는 기하급수적인 감소를 보여 준다. 이러한 성능 결과는 버퍼 크기를 제한하는 방식으로 어느 정도 경감시킬 수 있으며, 이는 “소버퍼 대용량 대역폭” 자원 설비 전략[3,7,9]을 등장시킨다.

혼잡제어를 위한 자기유사성 네트워크 트래픽의 장거리 상관 구조의 활용[7]은 다중시간간격 혼잡제어 프레임워크를 전송률 기반 피드백 제어 측면에서 성능을 향상시키는 데 효과적이다. 긴 시간간격에서 일반 전송률 기반 피드백 혼잡제어에 상관 구조를 포함시킴으로써, 성능을 크게 향상시킬 수 있다. 적응식 이중화 제어를 사용하여 실시간 멀티미디어 트래픽, 특히 MPEC 비디오의 제어에 다중시간간격 혼잡제어를 적용했고, 백그라운드 및 소스 트래픽 모두에 LTS(large time scale) 상관 구조를 활용함으로써 종단간 QoS가 크게 향상[3,8] 된다. 실시간 트래픽 제어 프레임워크는 MTS(multiple time scale) 이중화 제어로 부르며, 종단간 QoS 제어를 위한 패킷 레벨의 적응적 순방향 오류 정정에 대한 초기 작업의 성과를 발전시킨다[8,10].

본 논문에서는 MTS 트래픽 제어 프레임워크를 TCP 기반의 신뢰할 수 있는 전송 및 윈도우 기반 혼잡제어로 확대 적용한다. 이 작업은 TCP의 대역폭 소비 반응의 적극성을 LTS(large time scale) 네트워

크 상태의 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 이러한 경향은 계속될 것이기 때문이다[3,4,9].

본 논문에서는 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 결과 생성되는 프로토콜 MTS TCP(TCP-MT)가 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[4,9,15] 것을 입증한다. RTT가 증가하면, 피드백이 전달하는 정보가 노후되며, 피드백 제어가 취하는 사후 조치의 효과가 줄어든다.

본 논문에서 혼잡제어 성능 평가 방식[3,7,8]은 자기유사성 네트워크 트래픽의 물리적 모델링으로부터 얻은 시뮬레이션 기반하에서 결과를 보인다.

II. 자기 유사성 네트워크 트래픽

2.1 자기유사성 트래픽 제어

$X_i; t \in \mathbb{Z}_+$ 를 임의의 정해진 시각에서 측정된 데이터 트래픽의 흔적을 나타내는 시간 열로 가정하면 시간 열의 집합 $X_i(m)$ 을 식 (2.1)과 같이 정의한다.

$$X_i^{(m)} = \frac{1}{m}(X_{i-m+1} + \dots + X_i) \quad (2.1)$$

위 식의 $X_i^{(m)}$ 은 크기가 m 인 블록내에 분할된 각각의 X_i 의 합을 크기 m 으로 나눈 평균값이며 i 는 블록을 나타내는 인덱스로 사용된다. $r(k)$ 와 $r^{(m)}(k)$ 는 각각 X_i 와 $X_i^{(m)}$ 의 자동 상관 함수로 설정함으로서 X_i 는 한정된 평균 및 분산 값을 갖는다. X_i 는 k 가 1보다 큰 모든 k 와 블록 크기 m 이 무한히 큰 경우에 대해 Hurst 매개변수 H 와 연관된 2차 자기유사성으로 식(2.2)와 같이 나타낼 수 있다.

$$r^{(m)}(k) \sim \frac{1}{2}((k+1)^{2H} - 2k^{2H} + (k-1)^{2H}), m \rightarrow \infty \quad (2.2)$$

위 식에서 나타낸 H 의 범위는 1/2 보다는 크고 1 보다는 작다.

식(2.2)를 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 0 보다는 크고 1 보다는 작으며 또한 상수 c 는 0보다 큰 양의 상수를 나타낸다. 첫 번째 특성은 시간 열의 집합에 대해 상관 구조가 유지되는 것을 의미하고, 식(2.2)의 $r^{(m)}(k)$ 의 상관구조는 X_i 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 Willinger의 on/off 모델[39], Likhanov의 소스 모델[24], heavy-tailed 서비스 시간의 M/G/∞ 대기열 모델[8]등에서 기준 모델의 역할을 담당하고 있다는 사실로부터 유도된다. 일반적으로 자기유사성 및 LRD는 동일하지 않다. 예를 들어, 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 LRD의 원인으로 볼 수 있기 때문이다 [14,26]. 식(2.3)과 같은 조건을 만족하면 랜덤 변수 Z 는 heavy-tailed 분포를 갖는다고 할 수 있다.

$$\Pr Z > x \sim cx^{-\alpha}, x \rightarrow \infty \quad (2.3)$$

식 (2.3)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 컨텍스트 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(2.4)와 같은 분포 함수를 가지고 있는 Pareto 분포이다.

$$\Pr Z \leq x = 1 - (b/x)^\alpha \quad (2.4)$$

식 (2.4)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 hea-

vy-tailed 분포는 분포의 결과로부터 얻은 샘플링의 대부분의 값은 작은 값이지만 몇몇 샘플들은 매우 큰 값을 갖도록 하기 위해 무시할 수 없는 확률을 갖는 매우 큰 값을 발생시킨다.

heavy-tailed 속성은 모 평균에 대한 샘플 평균의 수렴 율을 떨어지게 함으로서 샘플링에 영향을 미치고 tail index의 α 가 1로 접근함으로써 샘플링 간격을 넓게 할 수 있다. 예를 들어 샘플 크기 m 을 유지하면서 랜덤 변수 Z 로 분포된 Pareto의 샘플 평균 \bar{Z}_m 는 모 평균 $\alpha k / (\alpha - 1)$ 와 크게 벗어나며, 자주 낮은 값으로 측정된다.

절대 추정 오차 $|\bar{Z}_m - E(Z)|$ 는 $m^{(1/\alpha)-1}$ 과 거의 유사하게 동작하며, $\alpha \approx 1$ 인 경우에 대해서 heavy-tailed 분포로부터 샘플링 할 때 주의가 요구되는데 이는 샘플 에러로 인한 네트워크 동작에 대한 성능이 개선되지 않기 때문이다.

2.2 LRD 트래픽 레벨

적절한 집합 레벨($m > 1$)에서 X_i 와 $X_i^{(m)}$ 이 주어지면 $Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)}$ 값을 구한다. X_i 가 SRD라면, 큰 m 에 대해 $Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)}$ 을 식(2.5)와 같이 구할 수 있다.

$$Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)} \sim Pr X_{i+1}^{(m)} \quad (2.5)$$

반면에 LRD 트래픽 대해서는 조건에 의해 주어진 상관은 유지된다. 그러므로 최근의 주어진 트래픽 $a, b > 0 (a \neq b)$ 은 시간 규모 m 에 비례해서 통과하며 이는 식(2.6)과 같다.

$$Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)} = b \neq Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)} = a \quad (2.6)$$

식(2.6)은 보다 적은 시간 규모에서 혼잡 제어 동작을 개선하기 위해 이용하며 측정되어진 실질적인 분포를 토대로 온라인과 오프라인에서 $Pr X_{i+1}^{(m)} | X_i^{(m)}$ 을 측정할 수 있는 간단한 예측 구조를 사용한다.

본 연구에서 사용한 이러한 측정 방법은 예측 가능성을 얻는다는 측면에서 충분한 정확도를 제공하며, 효율적으로 계산할 수 있다. 정규화된 경합 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 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.

III. 다중 시간 간격 제어에서 TCP 구현

3.1 MTS 혼잡 제어

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 구성된 혼잡제어보다 성능을 개선시키는 것이다. 따라서 $n > 1$ 이더라도 LTS 모듈이 비활성화되면, 혼잡제어는 원래의 피드백 혼잡 제어 수준으로 떨어지게 된다.

피드백 혼잡제어의 트래픽 제어 반응을 조절하는 데 LTS 상관 구조를 적용하는 방안을 두 가지로 구분하여 적용시킨다. 첫 번째 방법은 선택적 기울기제어(SSC; selective slope control)로서, 예측된 LTS 네트워크 상태를 기준으로 선행 증가/지수 감소 혼잡제어의 선행 증가 단계에서 선행 증가 곡선의 기울기를 조정하는 것이다. 만약 네트워크 경쟁이 낮은 편이라면 기울기가 증가하고, 네트워크 경쟁이 높으면 그 반대가 되는 것으로서 그림 3-1과 같다.

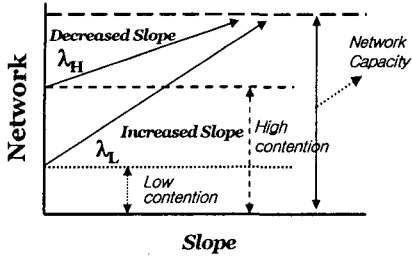


그림 3-1. 고 경합 및 저 경합의 선형증가에서의 선택적 기울기 조정

Fig. 3-1 Selective slope adjustment during linear increase phase for high and low contention.

SSC는 TCP 성능 평가에 의해 생긴 것으로서 안정성 요건 때문에 발생한 TCP 혼잡제어의 보존성 또는 비대칭성으로 인해, 지연-대역폭 곱이 큰 네트워크에서 특히 중요한 대역폭의 비효율적인 이용 결과를 초래하고 있다. SSC는 지속적인 네트워크 상태를 통해 기울기를 변경함으로써, 불안정성을 유발하지 않고서도 피드백 혼잡 제어의 대역폭을 점유하는 적극적인 동작을 조절할 수 있다. RTT 또는 피드백 루프를 차수 크기 이상으로 초과하는 LTS에서도 기울기는 안정적으로 유지된다.

시간 규모 차이가 크기 때문에 피드백 혼잡 제어는 수렴하기 위한 충분한 시간을 가지고 있으며, 기울기의 변화는 안정 상태에서 변화가 없는 것과 유사한 시스템에서 발생한 것으로 인식한다. 그러므로 비율을 토대로 한 피드백 혼잡 제어 컨텍스트에서 SSC의 효과로 인해 MTS TCP 기본 구현 방안으로 적용한다.

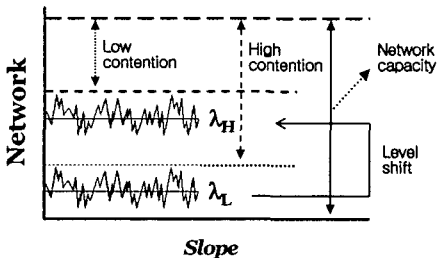


그림 3-2. 고 경합 및 저 경합간의 선택적 "DC" 레벨 조정

Fig. 3-2 Selective "DC" level adjustment between high and low contention.

피드백 트래픽 제어에서 LTS 상관 구조를 활용하는 두 번째 방법은 선택적 레벨 제어(SLC; selective level control)방법으로서 LTS 네트워크 상태 함수 형태로 출력 전송율을 부가적으로 조정한다. 즉 네트워크 경쟁이 낮은 편이면 "DC" 레벨을 높이고, 경쟁이 높아지면 그 반대로 한다. 이 방법은 그림 3-2와 같이 SLC는 혼잡 제어를 위한 일반적인 방식이다. 예를 들면, 재전송이 불가능할 때 적응 패킷 레벨의 순방향 오류 정정이 적용된 실시간 멀티미디어 트래픽 제어에서 MPEG1 프레임의 적시의 도착 및 디코딩을 지원하기 위해 SLC를 성공적으로 사용하고 있다.

3.2 TCP에서 다중 시간에 관한 구조

TCP-MT의 구조는 TCP의 특별한 특징인 피드백 제어 및 선택적 기울기 제어(SSC)를 구현하는 LTS 모듈로 이루어진다. LTS 모듈은 다시 LTS 상관 구조를 온라인상에서 추출되는 명시적 예측 모듈, TCP로 전달되는 기울기의 최종 단계를 결정하는 적극성 스케줄, 적극성 스케줄이 사용된 기울기 값의 범위를 조정하는 메타컨트롤이라는 3가지 요소로 구성된다.

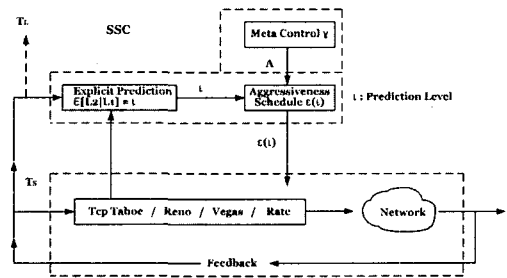


그림 3-3. TCP-MT의 구조
Fig. 3-3 Structure of TCP-MT

SSC는 기반 피드백 제어에서 측정 가능한 입출력 동작은 전송된 TCP 세그먼트 개수, 수신 ACK의 개수 등을 기반으로 연산을 수행한다. LTS 모듈은 수신자 쪽에서만 증가시킬 수 있으며, 발신자 쪽은 변함없다. TCP-MT의 전체적인 구조는 그림 3-3과 같이 SSC 모듈의 LTS T_L 에서 추출된 정보를 사용하여 피드백 루프 $T_L \gg T_S$ 의 시간 규모 T_S 에서의 TCP의 대

역폭 점유 동작을 조절한다.

3.2.1 명시적 예측과 스케줄

명시적 예측 모듈은 조건부 확률 밀도 $PrL_2|L_1 = \ell, \ell \in [1, h]$ 를 온라인 측정하는 Bayesian 측정 방식을 사용한다. 온라인 측정은 업데이트 간격 SSC의 시간 규모 T_L 마다 $O(1)$ 연산을 사용하는 방식으로 수행될 수 있다. 발신자 쪽에서는 SSC의 명시적 예측 모듈이 크기가 $h \times (h + 1)$ 인 2차원 배열 $CondProb[\cdot][\cdot]$ 를 관리하며, 각 $\ell \in [1, h]$ 마다 행이 하나씩 지정된다. $CondProb$ 의 마지막 열 $CondProb[\ell][h + 1]$ 은 지금까지 측정된 블록 중 트래픽 레벨이 ℓ 인 블록의 개수 h_ℓ 을 추적하는 데 사용된다. 각 $\ell' \in [1, h]$ 마다 $CondProb[\ell][\ell']$ 은 개수 $h_{\ell'}$ 을 유지하며 식 (3.1)과 같다.

$$PrL_2 = \ell' | L_1 = \ell = h_{\ell'} / h_\ell \quad (3.1)$$

식 (3.1)에서 테이블 $CondProb$ 는 알고 있는 조건부 확률 밀도와 같다. T_L 에서 측정된 트래픽 값 $\alpha > 1$ 일 때, 조건부 기대값 $\ell = E[L_2 | L_1 = x]$ 을 계산할 수 있고 이를 적극성 스케줄 인덱스에 사용한다.

적극성 스케줄 모듈에 대한 선택적 기율기 조정의 응용은 기반 TCP에 대해 다음과 같이 가정한다. 보편적으로 선택한 TCP 버전에 대해서는 $a=1$ 이지만 TCP에서 혼잡 윈도우 크기의 변화는 적극성 상수 $a > 0$ 에 의해 매개변수로 표시되고, a 는 적극성 변수 ξ 로 대체되어 변수화되는 것이다. 그리고 TCP(ξ)를 사용하여 매개변수를 포함한 TCP 버전을 표시하며 $\xi=a$ 라면 TCP(ξ)은 TCP로 바뀌어 진다. $\xi' > \xi$ 라면, TCP(ξ')은 TCP(ξ)보다 더 적극적이라 말할 수 있다. 이러한 이유는 선형 증가 단계의 증가 기율기가 더 가파르기 때문이다. LTS 모듈을 TCP와 결합하는 작업은 $\xi = \epsilon(\hat{L}_2)$ 로 설정함으로써 완료된다. \hat{L}_2 는 시간간격 T_L 에서의 예측 경쟁 레벨을 의미하며, 명시적 예측 모듈로 계산한 것

이다. $\epsilon(\cdot)$ 는 적극성 스케줄이라 부르며 $\hat{L}_2 = E[L_2 | L_1]$ 의 감소함수로 표시되며, 역 선형 스케줄은 식 (3.2)와 같다.

$$\epsilon(\hat{L}_2) = \frac{A-a}{h-1} (h - \hat{L}_2) + a, \hat{L}_2 \in [1, h] \quad (3.2)$$

식 (3.2)에서 A 는 적극성 최대 레벨을 나타내며, $\hat{L}_2 = 1$ 이면 가장 큰 기율기이다. 따라서 가장 적극적 인 활동에 대해 영향을 미치고, 반면 $\hat{L}_2 = h$ 는 가장 비적극적인 활동으로서 기본 기율기 $\xi = a$ 로 축소된다. 후자의 경우에 대해서 TCP-MT는 기반 TCP의 기본 활동으로 돌아가며, SSC를 선택적 적극성 제어라고 부르는 것도 이러한 비대칭성 때문이다. 메타컨트롤은 최대 기율기 레벨 A 를 설정할 책임이 있고, A 는 역 선형 스케줄에서 나머지 값을 결정한다. 더 일반적으로 말하자면, 적극성 스케줄은 다음 조건 식 (3.3)과 같다.

$$\ell \leq \ell' \rightarrow \epsilon(\ell) \geq \epsilon(\ell') \quad (3.3)$$

그리고 각 값 $\epsilon(\ell)$ 은 별도로 계산되며, 다른 $\epsilon(\cdot)$ 값들과는 독립적으로 메타컨트롤에 의해 계산된다. TCP-MT에서는 역선형 스케줄을 기본 적극성 스케줄로 사용한다. 일반화된 스케줄은 성능을 향상시킬 수 있으며, 이는 실시간 데이터 전송의 MTS 이중화 제어에서 사용될 수 있다. 그리고 임계값 스케줄은 적극성을 정적으로 조절한 효과를 파악하기 위해 사용되는 성능 평가로서 식 (3.4)과 같다.

$$\epsilon(\ell) = \begin{cases} A, & \ell \leq \theta, \theta \in [1, h] \\ a, & otherwise \end{cases} \quad (3.4)$$

식 (3.4)에서 θ 값이 증가하면 기반 혼잡제어는 보다 적극성을 띠게 된다.

3.2.2 TCP 피드백 제어

메타컨트롤에서 나타나는 최대 적극성 매개변수 A 는 고정된 순위 값으로 설정되며 보통 네트워크 상태의 함수로서 동적으로 조정된다. A 자체가 MTS 혼잡제어, 즉 TCP의 피드백 제어 동작을 관리함으로서 A 의 동적 조정은 메타컨트롤의 형태를 가지고 있다. 정적인 네트워크 환경에서는 A 가 잘 정의되며, A 의 평형 값 A^* 로 수렴하도록 컨트롤을 설계하는 것이 관건이다. 정적 및 정적과 비슷한 조건에서 A^* 로 수렴하는 대칭적 제어 규칙은 식 (3.5)와 같다.

$$\frac{dA}{dt} = \begin{cases} \nu, & d\gamma_\ell/dA_\ell > 0, \ell \in [1, h] \\ -\nu, & d\gamma_\ell/dA_\ell < 0, \ell \in [1, h] \end{cases} \quad (3.5)$$

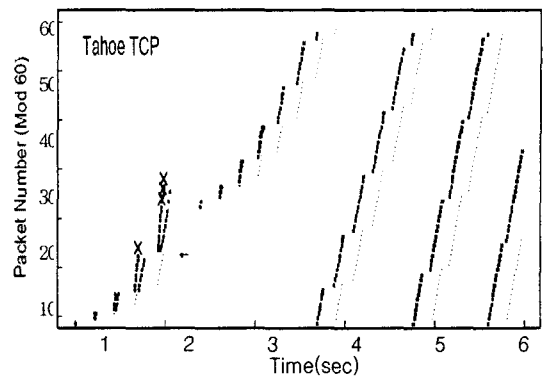
식 (3.5)에서 $\nu > 0$ 은 조정 인수이다. 제어 동작은 현재 측정된 경쟁 레벨 $L_1 = \ell \in [1, h]$ 의 조건에 부합되며, $d\gamma_\ell/dA_\ell$ 은 동일한 레벨 $\ell, \ell \in [1, h]$ 로 분류되는 최근 시간 블록에서 계산할 수 있다. 네트워크 시스템이 단일모드 로드-처리율 곡선을 갖는다는 차원에서 혼잡에 민감한 경우, 안정성을 보장하기 위해서는 비대칭성이 필요하다. 그렇지 않은 경우 충분히 $\nu > 0$ 을 작게 함으로서 점차적으로 안정성을 실현하는데 충분하다. SSC의 메타컨트롤을 관리하는 제어 규칙과 TCP 피드백 제어가 결합한 멀티레벨 피드백 제어 시스템이 안정 상태를 유지하는 이유는 T_L 과 T_S 간에 큰 시차가 존재하기 때문이다. TCP 혼잡제어가 활성화되는 동안 A 는 시간 T_L 의 간격에 대해 일정한 값을 유지함으로서 선형 증가/지수 감소 제어 및 $T_S \ll T_L$ 의 안정성에 의해 각 T_L 간격마다 안정성이 유지된다. 기울기 레벨 매개변수 A 는 전체 시스템의 출력 속도에 대해서도 영향을 미치지만 그 값을 결정하는 것은 아니며 T_S 에서 활동하는 MTS 피드백 혼잡제어의 결정적인 요인이 된다.

기울기 레벨 매개변수 A 는 시작할 때 기본적으로 $A(0) = a$ 로 설정된다. 크기가 T_L 이며 중복되지 않는 시간 블록에 대해 최대 적극성 A 는

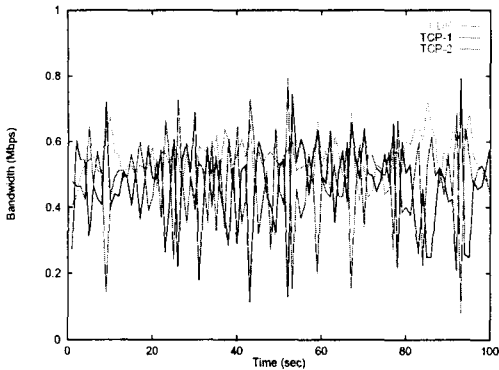
동적으로 조정되기 때문에 처리율 변경 신호를 기준으로 각 레벨 L_1 과 h 레벨에서 조건에 부합된 A 와 관련되어 처리율이 극대화된다. A 는 항상 양수 값을 가지며 a 보다 크다. A 는 시간이 지나면서 증가하므로 $[a, A]$ 범위의 값을 갖는 역 선형 스케줄에 따라 개별적인 적극성 레벨이 설정된다.

3.3 TCP에서 버전과 SSC 결합

본 절에서는 다양한 TCP 버전, 즉 Tahoe, Reno, Vegas, TCP Rate라고 부르는 전송율 기반 확장에 SSC를 결합하는 다양한 형태를 고려하며, 또한 광범위하게 적용하기 위해 ATM 전송율 기반 혼잡제어에 대해서도 살펴보고자 한다. 그림 3-4, 3-5, 3-6, 3-7은 TCP 각 버전에 대한 패킷의 흐름 및 UDP에 따른 대역폭의 변화를 보여준다. 혼잡제어 기법은 slow start, fast retransmit를 하는 TCP Tahoe, fast retransmit, fast recovery의 TCP Reno, TCP Reno의 다중패킷 손실문제를 처리하는 TCP New-Reno, 혼잡회피 기법을 사용하는 TCP Vegas, 선택적 응답 기법의 SACK 등 각각의 TCP 버전에 따른 여러 가지 기법이 있다.



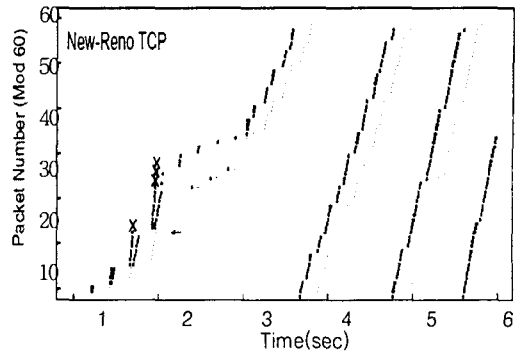
(a) TCP Tahoe 곡선



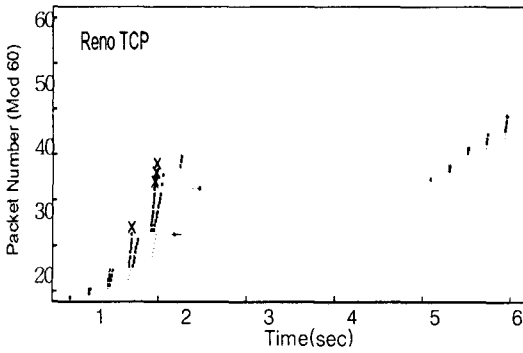
(b) TCPUDP-Tahoe 대역폭

그림 3-4. TCP Tahoe 곡선과 TCPUDP-Tahoe의 대역폭

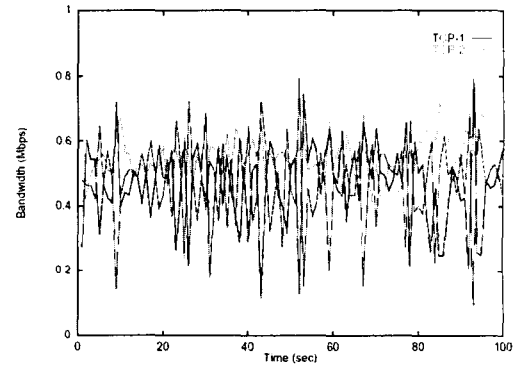
Fig. 3-4 TCP Tahoe of curve and Bandwidth access of TCPUDP-Tahoe



(a) TCP New-Reno 곡선



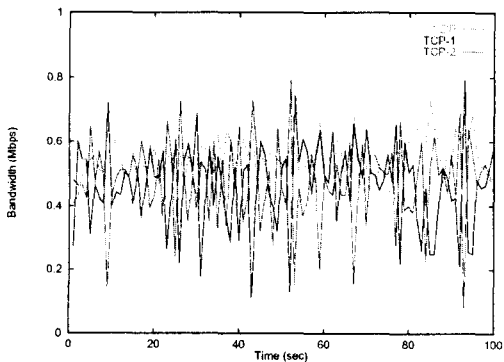
(a) TCP Reno 곡선



(b) TCPUDP New-Reno의 대역폭

그림 3-6. TCP New-Reno 곡선과 TCPUDP-NewReno의 대역폭

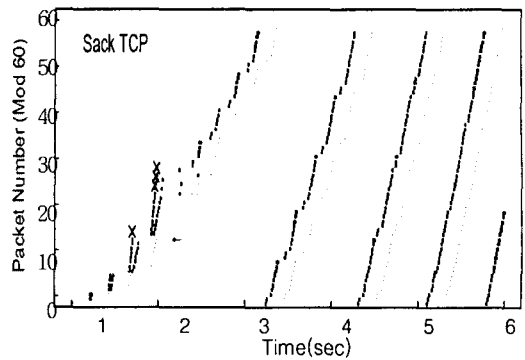
Fig. 3-6 TCP New-Reno of curve and Bandwidth access of TCPUDP-NewReno



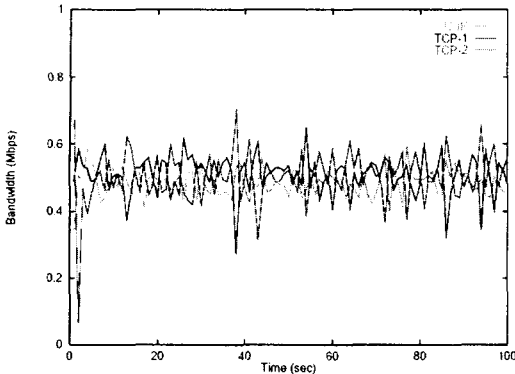
(b) TCPUDP Reno의 대역폭

그림 3-5. TCP Reno 곡선과 TCPUDP-Reno의 대역폭

Fig. 3-5 TCP Tahoe of curve and Bandwidth access of TCPUDP-Reno



(a) TCP Sack 곡선



(b) TCPUDP Sack의 대역폭

그림 3-7. TCP Sack 곡선과 TCPUDP-Sack의 대역폭
Fig. 3-7 TCP Sack of curve and Bandwidth access of TCPUDP-Sack

3.3.1 TCP Reno와 Tahoe

TCP Reno와 MTS 결합은 서로 다른 2가지 형태, 즉 혼잡 회피 구성 요소와 Slow-Start 구성 요소로 이루어지며, Slow-Start가 추가적인 최적화로 사용된다. 간단한 확장을 통해 이러한 동일한 결합을 TCP Tahoe에서도 적용될 수 있다.

혼잡회피 : TCP Reno의 혼잡회피 단계에서는 적극성 상수 a 를 혼잡 윈도우 변경의 기울기라고 하면 즉 $a=1$ 일 때 $cwnd \leftarrow cwnd + (a/cwnd)$ 로 된다. 이러한 결합은 a 를 $\epsilon(\hat{L}_2)$ 으로 대체하고 선형 증가 단계의 기울기에 영향을 미침으로써 전반적인 네트워크 상태에 도움이 된다.

Slow-Start : 타임아웃이 발생할 때마다 윈도우 크기 $cwnd$ 와 현재의 트래픽 레벨 L_1 을 연관시킨다. 즉 $cwnd = cwnd(L_1)$ 이 된다. 경험을 바탕으로 Slow-Start 임계값을 $ssthresh \leftarrow cwnd(\hat{L}_2)$ 로 설정하며 $cwnd$ 을 위해 예상 트래픽 레벨 \hat{L}_2 가 인덱스 역할을 한다. Reno의 Fast Recovery 메커니즘에 대해서도 비슷한 방식의 결합을 구현함으로써 Tahoe와 달리 보다 강력한 최적화가 가능하다.

3.3.2 TCP Vegas

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 조절한다. 따라서 이벤트 트리거의 경우를 제외하고는 결합 형태는 Reno 및 Tahoe와 동일하다.

3.3.3 TCP Rate

TCP Rate는 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 패킷의 패킷 간격을 나타낸다. 결합은 증가 부분의 상수 a 를 $\epsilon(\hat{L}_2)$ 로 대체한다. 본 논문에서는 부분적으로 TCP Rate를 사용하여 피드백 혼잡제어 모듈의 추적 능력이 LTS 모듈 선택적 기울기제어(SSC)의 효과에 어떤 영향을 미치는지를 연구할 것이다. 네트워크 상태 측면에서 기반 피드백 혼잡제어의 추적 능력이 뛰어날수록 SSC 결합으로 얻는 성능상의 이점이 커진다.

3.3.4 전송률 기반 선형증가와 지수감소 제어

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. 일반적으로 조건 $d\gamma/d\lambda < 0$ 은 다양한 혼잡 척도로 대체되며 이 결합에서는 상수 δ 를 $\epsilon(\hat{L}_2)$ 로 대체한다. UDP 기반으로 실행했을 경우 성능 결과는 TCP와 동일하다.

III. 시뮬레이션 결과 및 분석

4.1 네트워크 구성 및 시뮬레이션 환경 설정

본 논문에서의 시뮬레이션 환경 설정은 네트워크 시뮬레이터 ns-2를 기반으로 하는 시뮬레이션 툴 환경을 적용하였다. ns는 TCP, 라우팅 프로토콜, 멀티캐스트 프로토콜, RTP(Real Time Protocol), SRM(Scalable Reliable Multicast) 등 다양한 인터넷 프로토콜에 대한 시뮬레이션을 수행하기에 적절한 네트워크 시뮬레이션 도구로서 ns-2 툴 환경에서 공유된 병목 링크에서 몇 개의 동시 연결의 중복된 병목 네트워크 환경을 모델링하기 위해 ns를 수정함으로써 구현하였다.

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 과 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 유힬 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.

본 논문에서는 백그라운드 트래픽 흐름은 그대로 유지하고 TCP-MT 연결의 개수를 늘린 후 그 결과 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 유힬 시간을 조정함으로써 경쟁 레벨을 생성할 수 있다. 대역폭을 감안한 기본 성능 평가 설정의 일반적인 구성에서 처음 32개의 연결

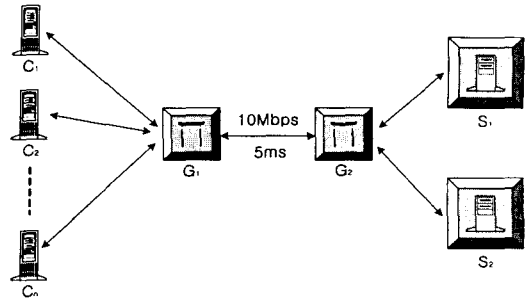


그림 4-1. 병목 링크 G_1, G_2 가 있는 left-to-right 트래픽 흐름의 네트워크 구성
Fig. 4-1 Network configuration with bottleneck link G_1, G_2 of traffic from left to right

이 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.

4.1 SSC의 추적 능력 특징

기반 피드백 혼잡제어의 추적 능력은 무시할 수 없는 영향을 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 측정하는 SSC 때문이다. 오버헤드 관점에서 보면 네트워크에 검증 패킷을 전송하여 상태를 측정하거나 그렇지 않으면 네트워크 협력을 가정하는 별도의 상태를 측정하는 모듈을 만드는 것

보다 이 방법이 더 효율적이다. 본 논문에서는 TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정하여 병목 링크 G_1, G_2 에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율의 상관 계수를 각각 계산한다. 효과적인 추적이 이루어질 경우에 가용 대역폭이 높아짐으로서 백그라운드 트래픽 레벨이 낮을 경우 신뢰 처리율은 높아지고 그 반대의 경우는 낮아짐을 알 수 있다. 따라서 완벽한 추적이 수행되는 경우 상관 계수는 -1로 계산되므로 Reno, Vegas, Rate의 계수 값은 그림 4-2와 같다. TCP Rate가 가장 우수한 추적 능력을 보이고 있으며, 그 다음으로 Vegas, Reno 순이다. Reno의 추적 능력 감소는 가용 대역폭의 빠르고 정확한 식별이 방해받는 Reno의 선형 증가 단계를 감안하기 때문이다. 시뮬레이션 결과로부터 얻을 수 있는 또 다른 특징은 왕복시간이 증가하는 경우에 추적 기능은 감소한다는 것으로서 사후 제어의 특징인 피드백 정보의 노후성 때문이다.

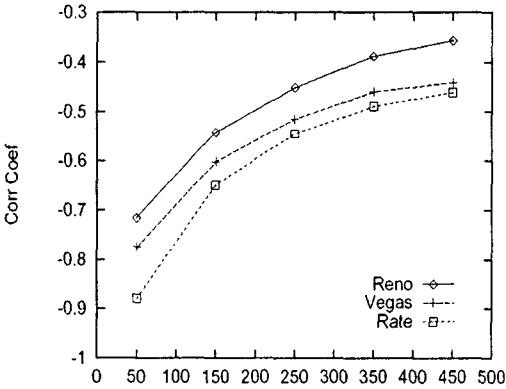


그림 4-2. TCP Reno, Vegas, Rate의 상관 계수 관점에서 추적 능력
Fig. 4-2 Tracking ability in terms of correlation coefficient for TCP reno, Vegas, and Rate.

그림 4-3은 동일한 설정에서 SSC가 TCP Reno, Vegas, Rate와 각각 결합된 경우의 상관 계수를 나타내고 있으며, 모든 곡선이 -1을 향하고 있음을 알 수 있다. 이것은 조치의 시기적절성이 개선되어 TCP-MT가 TCP보다 추적 능력이 향상되는 결합의 시너지 효과를 나타낸다.

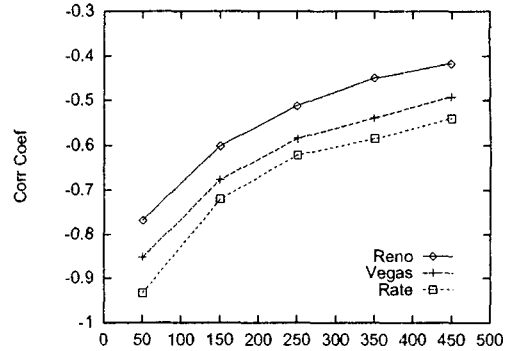


그림 4-3. TCP Reno, Vegas, Rate에 SSC가 적용된 경우 추적 능력이 향상되는 시너지 효과
Fig. 4-3 Synergy effect increasing tracking ability when SSC is applied to TCP Reno, Vegas, and Rate

4.1 왕복시간 및 사전활동

다중 시간 규모 TCP의 가장 중요한 속성은 왕복시간이 길어질 때의 사후 혼잡 제어가 갖는 일부 단점을 극복하는 것이다. 피드백 루프와 관련된 왕복시간이 늘어나면 피드백이 전달하는 상태 정보가 노후화됨으로서 TCP가 취한 사후 조치의 효과가 떨어진다. 특히 광대역 WAN에서는 큰 피해가 예상되는데 지연-대역폭의 좁은 지연 또는 대역폭과 비례하여 증가하기 때문이다. TCP-MT는 피드백 루프의 시간간격 T_s 를 조정하는 T_L 에서 명시적 예측을 실행함으로써 이러한 불확실성 문제를 해소하고 시기적절하고 정확한 조치가 이루어지게 함으로써 사후 제어의 단점을 보완한다. 그림 4-4는 성능 이득 γ 가 식(4.1)과 같이 정의될 때 왕복시간이 함수 형태로 나타나는 성능 이득을 보여 준다.

$$\gamma = \frac{\Lambda_{TCP-MT} - \Lambda_{TCP}}{\Lambda_{TCP}} \quad (4.1)$$

식 (4.1)에서 Λ_{TCP} 는 TCP의 신뢰 처리율을 나타내며, Λ_{TCP-MT} 는 다중 시간간격 확장의 신뢰 처리율을 의미한다. 따라서 $\Lambda_{TCP-MT} \geq \Lambda_{TCP}$, $\Lambda \geq 0$ 은 기반 TCP 대비 TCP-MT의 향상율을 나타내고 있다.

왕복시간이 늘어나면서 성능 이득도 증가하여 특히 RTT가 450ms인 경우에 TCP Rate의 향상치가 45%, TCP Reno는 29%의 성능 이득을 얻었으며, 또한 Vegas는 35%의 성능 이득을 얻었다. 제안한 선택적 기율기 제어를 TCP-MT에 적용하여 45% 성능 이득을 획득함으로써 TCP Reno, Vegas의 기반 피드백 혼잡제어에 비해 TCP-MT는 상대적으로 16%와 10%의 성능 이득이 증가함을 알 수 있었다. 따라서 SSC는 기반 피드백 제어 컨트롤에 사전활동을 부여하고 이는 피드백 루프가 증가하면서 함께 증가한다.

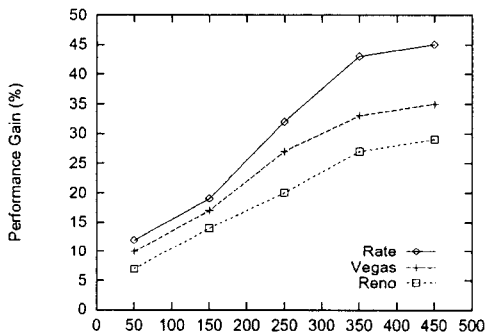


그림 4-4. TCP Reno, Vegas, MT에 SSC를 결합한 경우 RTT의 함수 형태의 성능 이득

Fig. 4-4 Performance gain as a function of RTT when coupling SSC on top of TCP Reno, Vegas, and MT

그림 4-4의 성능 이득은 그림 4-3의 추적 능력과 결부시킬 수 있으며 두 속성 모두 동일한 설정을 함으로서 얻어진 것이다. 기반 피드백 혼잡제어의 추적 능력은 성능에 직접적인 영향을 미친다. TCP Reno보다 Vegas, Rate에서 향상치가 다소 줄어들기는 하지만 피드백 혼잡제어가 가용 대역폭을 보다 효과적으로 활용할수록 TCP-MT가 추가 활용 가능한 미사용 대역폭이 줄어들게 됨으로서 피드백 혼잡 제어 상에 SSC가 함께 구현할 경우 훨씬 더 강력한 성능 이득을 기대할 수 있다.

V. 결론

본 논문에서는 양방향 트래픽이 존재하는 곳

에서 비동기 전송 모드 네트워크의 동적인 TCP 연결을 분석하며, 양방향 트래픽을 네트워크 경로를 통해 동일한 중단 노드 쌍 사이의 반대 방향에서 데이터를 전송하는 TCP 연결로부터 생긴 트래픽 패턴을 사용하였다. 또한 TCP의 혼잡 윈도우 업데이트에서 간단한 인터페이스를 통한 함수 호출 형태를 이용하여 강력한 모듈형 TCP 확장을 개발하였으며, Tahoe, Reno, Vegas 및 전송을 기반 확장 등 다양한 TCP 버전에 적용하여 그 결과 생성되는 프로토콜 MTS TCP가 성능을 크게 향상시킬 수 있었다. LTS 유닛 SSC은 인터페이스를 통해 모듈화 될 수 있으며, 이 인터페이스를 통해 동일한 모듈을 Tahoe, Reno, Vegas, 전송을 기반 확장 버전 등 다양한 TCP에서 적용함으로써 네트워크 트래픽의 자기 유사성 및 LRD를 나타냈다. TCP-MT는 피드백 루프 범위에 속하지 않는 LTS 정보를 활용함으로써 제어가 정확하게 이루어졌으며, 네트워크 구성이 하나의 유사 정적 처리를 상태에서 다른 상태로 이동하는 비정적인 상황에서도 SSC가 정확하게 적용되었으며, SSC로 하여금 LTS 상관구조를 효과적으로 추출할 수 있었다.

TCP Reno, Vegas, Rate의 추적 능력을 측정하여 병목 링크에서 집합 백그라운드 트래픽의 신뢰 처리율의 상관 계수를 각각 계산함으로써 추적이 이루어질 경우, 가용 대역폭이 높아 백그라운드 트래픽 레벨이 낮을 경우 신뢰 처리율은 높아지고 그 반대의 경우에 신뢰 처리율이 낮아짐을 알 수 있었다. 또한 다중 시간간격 TCP의 가장 중요한 속성은 피드백 루프와 관련된 왕복 시간이 늘어나면 피드백이 전달하는 상태 정보가 노후 됨으로서 TCP가 취한 사후 혼잡 제어 조치의 효과가 떨어지는데 이와 같은 현상은 지연-대역폭의 곱은 지연 또는 대역폭과 비례하여 증가되었다.

참고 문헌

- [1] A. Adas and A. Mukherjee. On resource management and QoS guarantees for long dependent traffic. In Proc. IEEE INFOCOM

- '95, pp. 779-787, 1995.
- [2] R. Addie, M. Zukerman, and T. Neame. Fractal traffic: measurements, modelling and performance evaluation. In Proc. IEEE INFOCOM '95, pp. 977-984, 1995.
- [3] M. F. Arlitt and C. L. Williamson. Web server workload characterization: The search for invariants. In Proceedings of SIGMETRICS '96, pp. 126-137, May 1996.
- [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] Jan Beran. Statistics for Long-Memory Processes. Monographs on Statistics and Applied Probability Chapman and Hall, New York, NY, 1994.
- [6] L. Brakmo and L. Peterson. TCP Vegas: end to end congestion avoidance on a global internet IEEE J. Select Areas Commun., Vol. 13, No. 8, pp. 1465-1480, 1995.
- [7] S. Chen and K. Park. An architecture or noncooperative QoS provision in many-switch systems. In Proc. IEEE INFOCOM '99, pp. 864-872, 1999.
- [8] D. R. Cox. Long-rang dependence: a review. In H. A. David and H. T. David, editors, Statistics: An Appraisal, Iowa State Univ. Press., pp. 55-74. 1984.
- [9] M. Crovella and A. Bestavros. Self-similarity in world wide web traffic: Evidence and possible causes. In Proceedings of the ACM SIGMETRICS International Conference on Measurement and Modeling of Computer Systems, May 1996.
- [10] M. Crovella and L. Lipsky. Long-lasting transient conditions in simulations with heavy-tailed workloads. In Proc. 1997 Winter Simulation Conference, 1997.
- [11] N. Duffield and W. Whitt. Network design and control using on-off and multi-level source traffic models with heavy-tailed distributions. In K. Park and W. Willinger, editors, To appear in Self-similar Network Traffic and Performance Evaluation. Wiley Interscience, 1999.
- [12] N. G. Duffield and N. O'Connell. Large deviations and overliow probabilities for the general single server queue, with applications. Technical Report DIAS-STP-93-30, DIAS Technical Report, 1993.
- [13] A. Erramilli, O. Narayan, and W. Willinger. Experimental queueing analysis with long-range dependence packet traffic. IEEE/ACM trans. Networking, Vol. 4. pp. 209-223, 1996.
- [14] A. Feldmann, A. C. Gibert, and W. Willinger. Data networks as cascades: Investigating the multifractal nature of Internet WAN traffic. In Proc. ACM SIGCOMM '98, pp. 42-55, 1998.
- [15] M. Garret and W. Willinger. Analysis modeling and generation of self-similar VBR video traffic In Proc. ACM SIGCOMM '94, pp. 269-280, 1994.
- [16] A. C. Gilbert, W. Willinger, and A. Feldmann. Scaling analysis of conservative cascades. with application to network traffic. IEEE Trans. Information Theory, Vol. 45, No. 3, pp. 971-991, 1999.

본 연구는 여수대학교 2003년도 학술연구과제 지원비에 의하여 연구되었음

저자 소개

김광준(Gwang-Jun Kim)



1993년 조선대학교 컴퓨터공학과 졸업(공학사)
 1995년 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 졸업(공학석사)

2000년 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 졸업(공학박사)

2000년~2001년 Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of California Irvine Postdoc.

2003년~현재 여수대학교 컴퓨터공학과 전임강사
 ※ 관심분야 : ATM망, 인터넷 통신, 컴퓨터 네트워크, 실시간 통신 프로그래밍, 영상 처리 및 통신, 프로그래밍 언어(Visual C++, Java), 이동 통신 등



윤찬호(Chan-ho Yoon)

1997년 호남대학교 컴퓨터공학과
졸업(공학사)

2000년 조선대학교 대학원 컴퓨터
공학과 졸업(공학석사)

현재 : 조선대학교 대학원 컴퓨터공학과 박사과정

※ 관심분야 : ATM망, 데이터 통신, 컴퓨터 네트워크, TCP/IP 혼잡제어, 이동 통신 등



김천석(Chun-Suk Kim)

1980년 광운대학교 전자공학과 졸업(공학사)

1982년 건국대학교 대학원 전자공
학과 졸업(공학석사)

1998년 경남대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학박
사)

1980년~현재 여수대학교 전자통신공학과 교수

※ 관심분야 : 디지털 신호 처리, 무선 통신, 정보
이론, ATM망, 인터넷 통신, 컴퓨터 네트워크 등