

TCP/IP 망에서의 혼잡 제어 방식에 관한 연구

조현섭*, 민진경**

*청운대학교 디지털방송공학과, **연세대학교 산학협력단

e-mail : chohs@chungwoon.ac.kr

A Study on the Congestion Control with TCP/IP Network

Hyun-Seob Cho*, Jin-Kyoung Min**

*Dept of Digital Broadcast Engineering Chungwoon University

** Yonsei Uni. Industrial Academic Co-Operation Foundation

요 약

컴퓨터 네트워크에서 전송제어 프로토콜 상에서 다중시간 간격으로 혼잡제어의 지연을 피드백 루프의 시간간격을 조정하여 명시적 예측을 실행해 제어의 단점을 개선하는데 연구한다. 먼저 TCP의 모듈 형 확장에서 Tahoe, Reno, Vegas등 다양한 버전의 TCP에 적용되는 간단한 인터페이스를 통한 함수 호출을 정의하고, 이것이 성능을 크게 향상시키는 것을 입증한다. 두 번째로, 광대역 WAN에서 지연-대역폭의 곱이 높을 경우 더욱 심각해지는 사후 제어의 불확실성 차이를 해소함으로써 MTS TCP가 기반 피드백 제어에 사전성을 부여한다는 것을 입증한다. 세 번째는 트래픽 제어의 3가지 차원인, 즉 추적 능력, 연결 지속 기간, 공정성이 성능에 미치는 영향 등을 비교 분석하여 입증한다.

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

1. 서 론

컴퓨터 네트워크에서 사용되는 메시지 교환에 관한 규칙을 정의 하는 프로토콜들의 모음을 의미하는 전송제어 프로토콜(TCP: Transmission Control Protocol) 트랜스포트 계층 프로토콜에서 가장 광범위하게 사용되어 왔다. TCP의 가장 중요한 성분은 혼잡 제어와 복구를 수행하기 위해 사용된 알고리즘으로서 지속적으로 확장[1,2] 연구되어 왔다. 본 논문에서는 양방향 트래픽을 네트워크 경로를 통해 동일한 종단 노드 쌍 사이의 반대 방향에서 데이터를 전송하는 두 개 또는 그 이상의 TCP 연결로부터 생긴 트래픽 패턴을 사용하고 네트워크의 교환기와 라우터들을 공유하므로 승인의 결과를 초래한다. per-flow 입출력 반응을 사용하여 LTS 상환 구조를 온라인으로 평가할 때 이는 중요한 요인이 된다. TCP-MT는 연결 지속 기간이 길 때 가장 큰 성능 이득을 제공한다. TCP-MT의 대역폭 공유 반응이 TCP의 반응과 유사하고, 잘 알려진 TCP의 공정성 속성에는 긍정적, 부정적 영향을 전혀 미치지 않는다는 것을 입증한다.

2. 트래픽 구조에서 TCP 연결 제어

2.1 TCP 비율 제어

종단 노드들은 전형적인 점대점 링크에 의해 서로 연결되고 각각의 노드는 가상채널을 포함하고 있다. 종단 노드 i 에서 j 까지의 전송된 TCP 세그먼트에 의해 발생되는 지연을 D_{ij} 로 하고, 노

드 j 에서 i 까지의 세그먼트에 의해 발생된 지연은 D_{ji} 로 한다. 효율적인 분석을 위해 전송된 TCP 세그먼트의 크기는 일정하다고 가정하며, 대칭적인 네트워크 배치 구조에서 각각의 방향에서 종단 노드의 전송율은 동일한 것으로 간주하며 전송율은 초당 네트워크 전송로를 통해 전송된 TCP 세그먼트의 수로 정의하며 ρ 로 나타내고 승인의 전송 시간은 데이터 세그먼트의 전송 시간보다 상당히 적으므로 분석하기 위해서 승인의 전송시간을 0으로 설정한다. 노드 i 부터 j 까지의 한쪽방향 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수를 L_{ij} 로 나타내고 반대편 링크에서는 L_{ji} 로 하고 L_{ij} 는 ρ 와 D_{ij} 의 곱으로 L_{ji} 는 ρ 와 D_{ji} 의 곱으로 된다. $Q_i(t)$ 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 기간이다. $\tau_{i,k}$ 는 노드 j 에 도착한 연결 i 의 k 번째 번잡 기간 동안에 노드 i 에 의해 전송된 첫 번째 세그먼트 시간이다. 마찬가지로 $\tau_{j,k}$ 는 노드 i 에 도착한 연결 j 의 k 번째 번잡 기간 동안에 노드 j 에 의해 전송된 첫 번째 세그먼트의 시간이다. 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 승인의 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 동반하여 다음 번잡 주기에 의해 즉시 뒤따른다.

링크 용량에 비례하는 연결의 처리율을 연결 효율성이라고 하며, 각각의 연결은 W_i 세그먼트 전송시간 동안에 윈도우 세그먼트를 전송하므로 i 노드와 j 노드에서 연결의 효율성은 식(2.2)와 같다.

$$F_i=1, F_j = W_j / W_i \quad (2.2)$$

노드 i 의 각각의 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)와 같은 세그먼트를 갖는다.

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

$Q_j(\tau_{i,k}) \leq W_j$ 와 $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 임으로 $Q_i(t_1)$ 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 $\tau_{i,k+1} = t_1 + Q_i(t_1) / \rho + D_{ij}$ 과 같으며 t_1 과 $Q_i(t_1)$ 을 각각 대입하면 식(2.4)과 같이 된다.

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

유사한 방법으로 $\tau_{j,k-1}$ 은 식(2.5)과 같이 구할 수 있다.

$$\tau_{j,k-1} = \tau_{j,k} + \frac{W_j}{\rho} \quad (2.5)$$

식(2.4)은 $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 적용할 수 있으며 $W_i < W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 대해서는 보완적이고 동일한 분석으로 취급한다. $\tau_{j,m}$ 은 연결 j 의 m 번째 번잡 주기에서 첫 번째 세그먼트가 노드 i 에 도착한 시간이며, $\tau_{i,k}$ 로부터 $\tau_{j,m}$ 을 다음과 같이 결정한다. 그림 2-2과 같이 $\tau_{i,k}$ 시간에 노드 j 는 m 번째 번잡 주기의 $W_i - Q_j(\tau_{i,k})$ 를 전송되므로 $\tau_{i,k} - (W_i - Q_j(\tau_{i,k}) / \rho$ 시간에 m 번째 번잡 주기의 전송을 시작하고 이러한 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 D_{ji} 의 지연 후에 노드 i 에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,m}$ 은 식(2.6)와 같다.

$$\tau_{i,m} = \tau_{i,k} - \frac{(W_j - Q_j(\tau_{i,k}))}{\rho} + D_{ji} \quad (2.6)$$

t_1 을 노드 i 가 k 번째 번잡 주기의 전송을 완료했을 때 시간은 식(2.7)과 같다.

$$t_1 = \tau_{i,k} - D_{ij} + \frac{W_i}{\rho} \quad (2.10)$$

$(\tau_{j,m}, t_1)$ 간격 동안에 노드 i 는 연결 j 의 m 번째 번잡 주기로부터 세그먼트를 수신하나 노드 i 의 출력 큐는 비어있지 않은 상태로 남아 있으며, 노드 i 에서 노드 j 쪽에 의해 발생된 승인은 집단화된다.

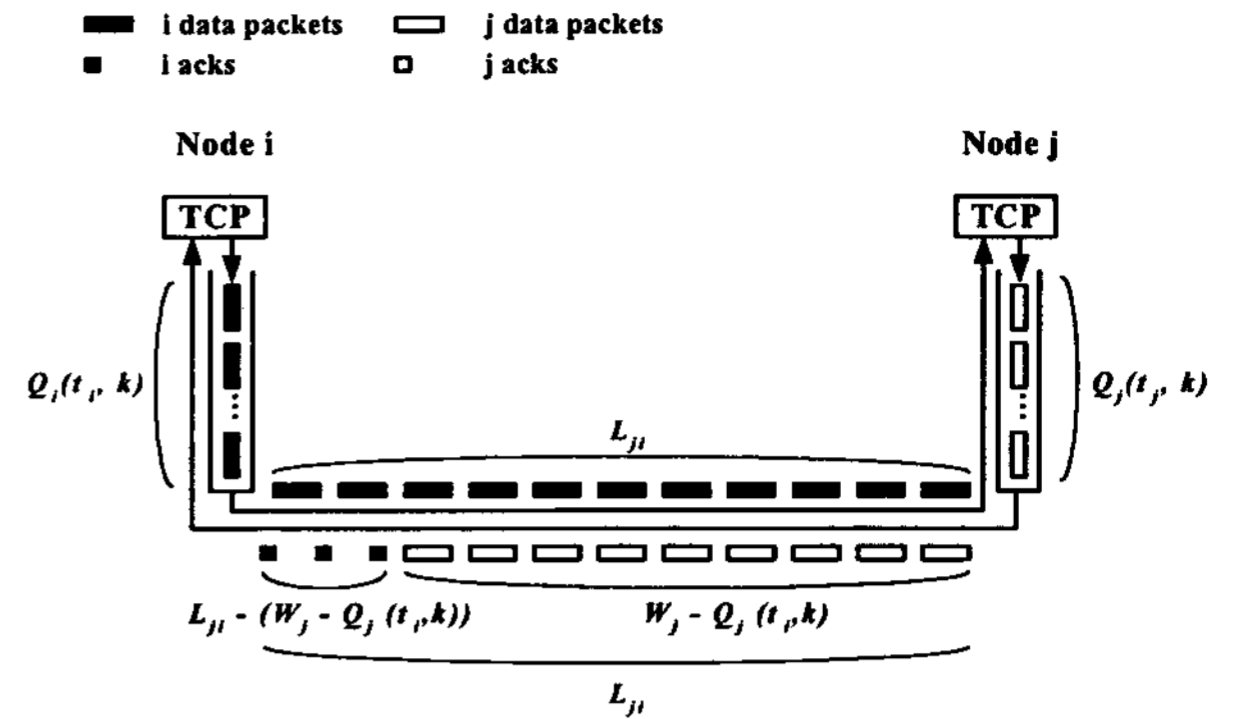


그림 2-1. 노드 j 에 연결 i 의 k 번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트가 도착 하는 네트워크 동작

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

이 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 $\tau_{i,k+1} = \tau_{i,k} + W_i / \rho$ 시간에 노드 j 에 도착한다. $k+1$ 번째 번잡 주기가 연결 j 의 세그먼트 W_j 에 대해 압축된 승인 다음에 음으로서 이러한 번잡 주기의 첫 번째 패킷은 노드 j 에서 $Q_j(\tau_{i,k+1}) = W_j$ 세그먼트 큐 크기임을 알 수 있고 동일한 결과는 $Q_j(\tau_{i,k+1}) = \min((W_i + W_j) - (L_{ij} + L_{ji}) - Q_i(\tau_{i,k}), W_j)$ 와 $W_i > (L_{ij} + L_{ji}) + Q_j(\tau_{i,k})$ 를 조합함으로써 얻을 수 있다. 그러므로 $k+1$ 번째 번잡 주기에 대한 첫 번째 응답은 $\tau_{i,k+1} + W_j / \rho$ 시간에 출발하고 $t_2 = \tau_{i,k+1} + W_j / \rho + D_{ji}$ 시간에 노드 j 에 도착한다. $W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 임으로 $t_2 \geq t_1$ 임을 쉽게 계산할 수 있고, 노드 i 가 연결 i 의 $k+1$ 번째 번잡 주기의 전송을 완료한다. 그러므로 $k+2$ 번째 번잡 주기는 t_2 시간에 시작되고, D_{ij} 지연 후에 노드 j 에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,k+2}$ 는 식(2.8)와 같은 결론 식이 된다.

$$\begin{aligned} \tau_{i,k+2} &= t_2 + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k+1} + W_j / \rho + D_{ji} + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k} + (W_i + W_j) / \rho + (D_{ij} + D_{ji}) \end{aligned} \quad (2.8)$$

$Q_i(t_1) = 0$ 인 경우로서 이 경우는 $W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 일 때만 발생한다. 이 경우에서 연결 i 의 $k+1$ 번째 번잡 주기는 t_1 시간에 노드 i 로 출발하고, 그것의 첫 번째 세그먼트는 $t_1 + D_{ij}$ 시간에 노드 j 에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,k+1}$ 은 식(2.9)과 같다.

$$\tau_{i,k+1} = t_1 + D_{ij} = \tau_{i,k} + \frac{Q_j(\tau_{i,k})}{\rho} + (D_{ij} + D_{ji}) \quad (2.9)$$

이러한 번잡 주기에 대한 첫 번째 응답은 시간 $\tau_{i,k+1} + Q_j(\tau_{i,k+1}) / \rho$ 시간에 노드를 출발하고 식(2.10)와 같은 시간에 노드 i 에 도착한다.

$$t_3 = \tau_{i,k+1} + \frac{Q_j(\tau_{i,k+1})}{\rho} + D_{ji} \quad (2.10)$$

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 번

제 세그먼트는 $t_3 + D_{ij}$ 시간에 노드 j 에 도착한다. 따라서 $\tau_{i,k-2}$ 는 식(2.11)과 같다.

$$\begin{aligned} \tau_{i,k-2} &= t_3 + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k} + \frac{W_i + W_j}{\rho} + (D_{ij} + D_{ji}) \end{aligned} \quad (2.11)$$

$W_j - (L_{ij} + L_{ji}) \leq W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 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 한쪽 방향 배치 구조에서 노드의 최대 처리율을 달성할 수 있다.

3. 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 $n=1$ 에서 피드백 혼잡제어의 출력 반응을 조절한다. 성능을 개선에서 $n > 1$ 보다 크다 해도 LTS 모듈이 비활성 화되면, 혼잡제어는 원래의 피드백 혼잡 제어 수준으로 떨어지게 된다.

그림3-1과 같이 피드백 혼잡제어에서 트래픽 제어 반응을 조절하는 데 LTS 상관 구조를 두 가지로 구분하여 적용시킨다. 첫 번째 방법은 선택적 기울기 제어(SSC; selective slope control)로서, 그림3-1와 같이 예측된 LTS 네트워크 상태를 선형 증가/지수 감소 혼잡제어의 단계에서 선형 증가 곡선의 기울기를 조정하는 것이다. 만약 네트워크 경쟁이 낮은 편이라면 기울기가 증가하고, 네트워크 경쟁이 높으면 반대가 된다.

SSC는 지속적인 네트워크 상태를 통해 기울기를 변경함으로써, 불안정성을 유발하지 않고서도 피드백 혼잡제어의 대역폭을 점유하는 적극적인 동작을 조절할 수 있고, RTT 나 피드백 루프를 차수 크기 이상으로 초과하는 LTS에서도 기울기는 안정적으로 유지된다.

피드백 트래픽 제어에서 LTS 상관 구조를 활용하는 선택적 레벨 제어(SLC; selective level control)방식으로 LTS 네트워크 상태 함수 형태로 출력 전송율을 부가적으로 조정한다. 즉 네트워크 경쟁이 낮은 편이면 'DC' 레벨을 높이고, 경쟁이 높아지면 그 반대로 한다. 그림 3-2와 같이 SLC는 혼잡 제어를 위한 방식으로 재전송이 불가능할 때 적응 패킷 레벨의 순방향 오류 정정이 적용된다. 실시간 멀티미디어 트래픽 제어에서 MPEG1 프레임의 도착 및 디코딩을 지원하기 위한 SLC를 사용한다.

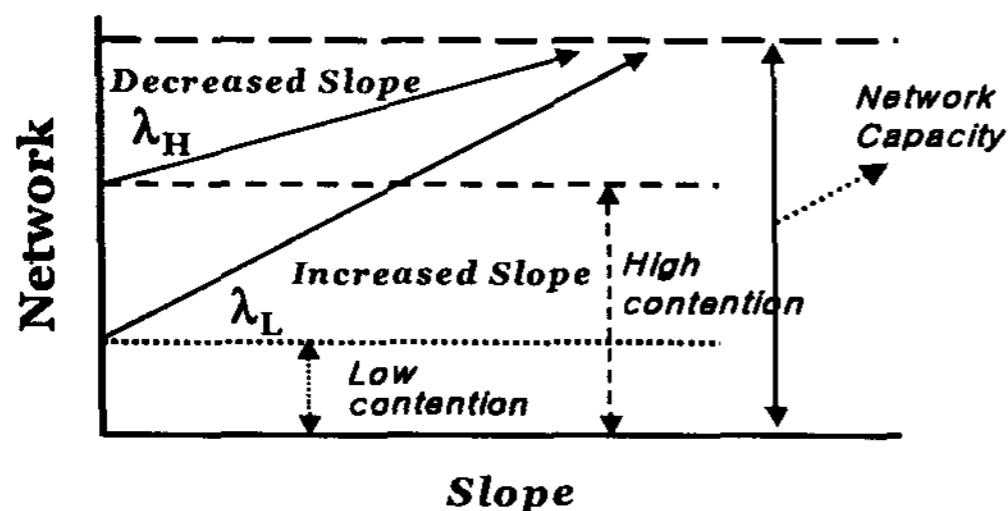


그림 3-1. 고 경합 및 저 경합의 선형증가에서의 선택적 기울기 조정

Fig. 3-1 Selective slope adjustment during linear increase

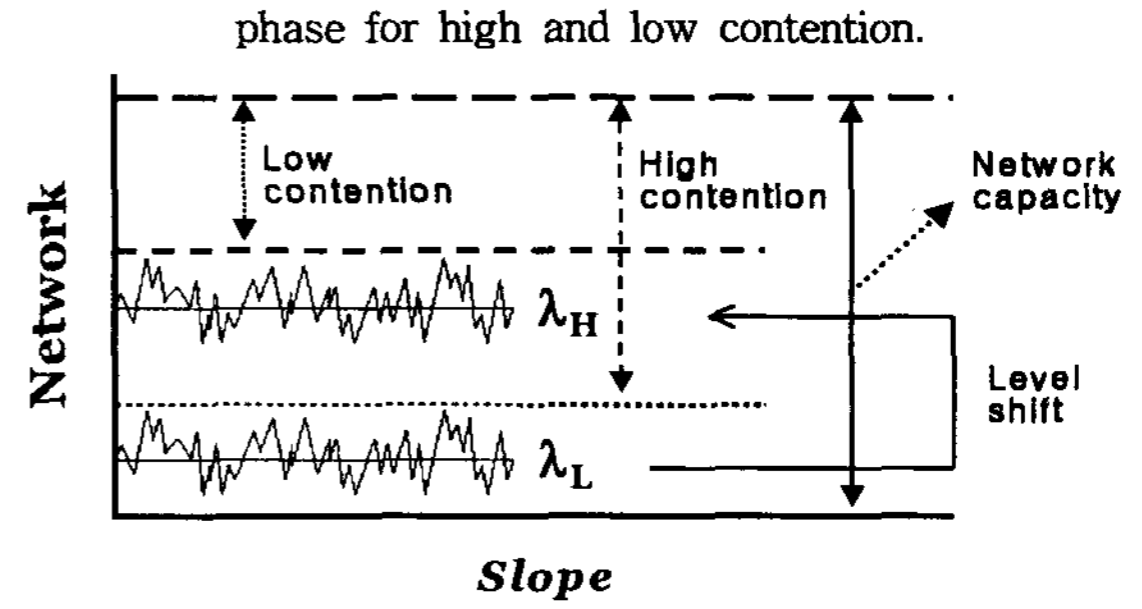


그림3-2. 고경합 및 저경합간의 선택적 'DC' 레벨조정

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

3.2 다중시간에 관한 구조에서 예측스케줄

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 스케줄이 사용된 기울기 값의 범위를 조정하는 메타컨트롤로 구성된다.

SSC는 기반 피드백 제어에서 측정 가능한 입출력 동작은 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 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 대역폭 점유 동작을 조절한다.

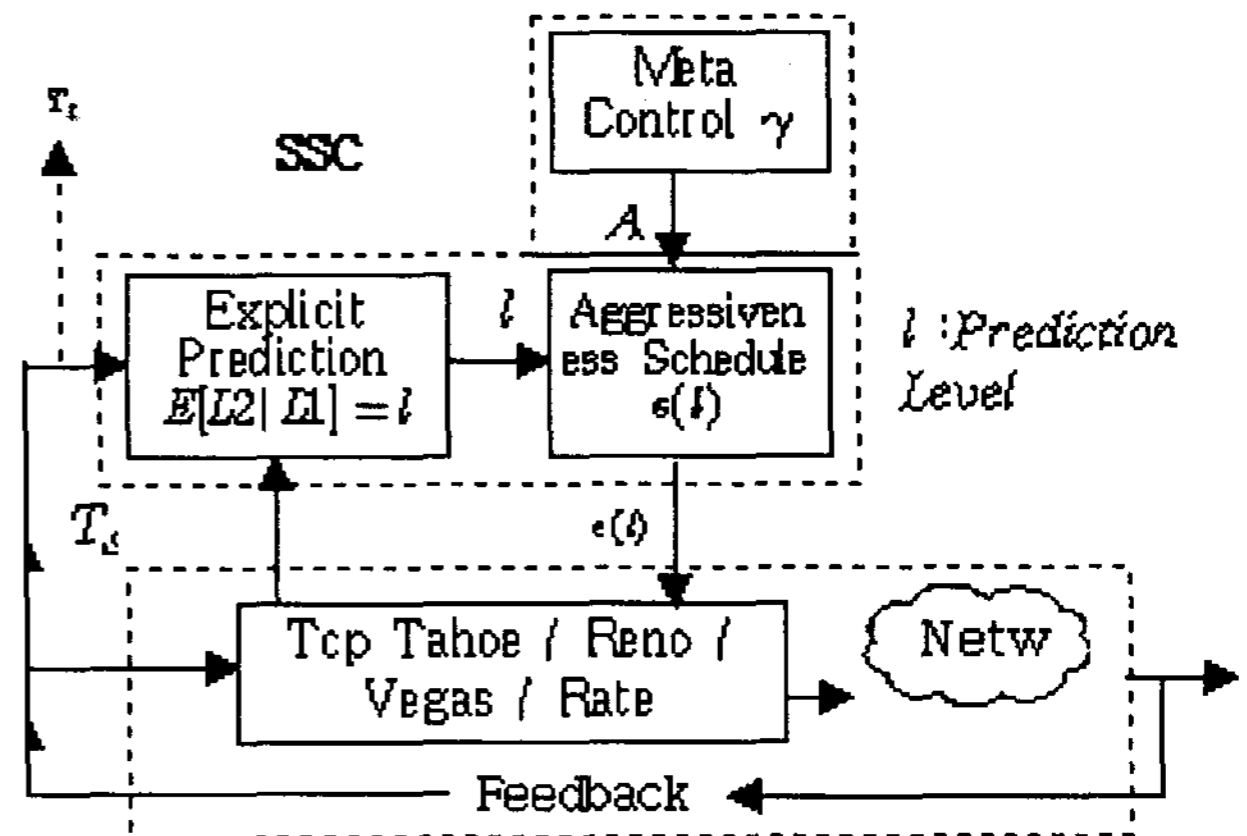


그림 3-3. TCP-MT의 구조

Fig. 3-3 Structure of TCP-MT

적극성 스케줄 모듈에 대한 선택적 기울기 조정의 응용은 보편적으로 선택한 TCP 버전에 대해서 $a=1$ 이지만 TCP에서 혼잡 윈도우 크기의 변화는 적극성 상수 $a > 0$ 에 의해 매개변수로 표시되고, a 는 적극성 변수 ξ 로 대체되어 변수화 된다. $\xi > \xi$ 라면, TCP(ξ')은 TCP(ξ)보다 더 적극적이다. 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, 명시

적 예측 모델로 계산한 것이다. $\varepsilon(\cdot)$ 는 적극성 스케줄이고 $\widehat{L}_2 = E[L_2|L_1]$ 의 감소함수로 표시되며, 역 선형 스케줄은 식 (3.1)과 같다.

$$\varepsilon(\widehat{L}_2) = \frac{A-a}{h-1}(h-\widehat{L}_2)+a, \widehat{L}_2 \varepsilon[1, h] \quad (3.1)$$

식(3.1)에서 A 는 적극성 최대 레벨을 나타내며, $\widehat{L}_2 = 1$ 이면 가장 큰 기율기이다. 따라서 가장 적극적인 활동에 대해 영향을 미치고, 반면 $\widehat{L}_2 = h$ 는 가장 비적극적인 활동으로서 기본 기율기 $\xi = a$ 로 축소된다. 메타컨트롤은 최대 기율기 레벨 A 를 설정할 책임이 있고, A 는 역 선형 스케줄에서 나머지 값을 결정하게 되고 적극성 스케줄의 조건은 식 (3.2)과 같다.

$$l \leq l' \rightarrow \varepsilon(l) \geq \varepsilon(l') \quad (3.2)$$

여기서 각 값 $\varepsilon(l)$ 은 별도로 계산되며, 다른 $\varepsilon(\cdot)$ 값들과는 독립적으로 메타컨트롤에 의해 계산된다.

3.2.1 TCP 피드백 제어

메타컨트롤에서 나타나는 최대 적극성 매개변수 A 는 고정된 순위 값으로 설정되며 보통 네트워크 상태의 함수로서 동적으로 조정된다. 정적인 네트워크 환경에서는 A 가 잘 정의되며, 정적과 비슷한 조건에서 A^* 로 수렴하는 대칭적 제어 규칙은 식 (3.3)와 같다.

$$\frac{dA}{dt} = \begin{cases} v, & dx_l/dA_l > 0, \quad l \in [1, h] \\ -v, & dx_l/dA_l < 0, \quad l \in [1, h] \end{cases} \quad (3.3)$$

식 (3.3)에서 $v > 0$ 은 조정 인수이다. 제어 동작은 현재 측정된 경쟁 레벨 $L_1 = l \in [1, h]$ 의 조건에 부합되며, dx_l/dA_l 은 동일한 레벨 $l, l \in [1, h]$ 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 $v > 0$ 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 유지함으로써 선형 증가/지수 감소 제어 및 $T_S \ll T_L$ 의 안정성에 의해 각 T_L 간격마다 안정성이 유지된다. 기율기 레벨 매개변수 A 는 시작할 때 기본적으로 $A(0) = a$ 로 설정된다. A 는 항상 양수 값을 가지며 a 보다 크므로 A 는 시간이 지나면서 증가하므로 $[a, A]$ 범위의 값을 갖는 역 선형 스케줄에 따라 개별적인 적극성 레벨이 설정된다.

4. 결 론

본 논문에서 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 자기유사성 및 LRD를 나타냈다. TCP-MT는 피드백 루프 범위에 속하지 않는 LTS 정보를 활용함으로써 제어가 정확하게 이루어졌으며, 네트워크 구성이 하나

의 유사 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 이동하는 비정적인 상황에서도 SSC가 정확하게 적용되었으며, SSC로 하여금 LTS 상관구조를 효과적으로 추출할 수 있었다. 다중 시간간격 TCP의 가장 중요한 속성은 피드백 루프와 관련된 왕복시간이 늘어나면 피드백이 전달하는 상태 정보가 노후 됨으로서 TCP가 취한 사후 혼잡 제어 조치의 효과가 떨어지는데 이와 같은 현상은 지연-대역폭의 곱이나 지연 또는 대역폭과 비례하여 증가되었다. 선택적 기율기 제어의 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 기간 및 priori 정보의 유무에 따라 짧은 연결에서도 성능 이득을 향상시킬 수 있음을 입증하였고, SSC 내에서 최대 기율기 레벨 A 를 동적으로 조정하는 메타컨트롤의 역할로써 최대 적극성의 정적 설정 및 동적 설정에 따른 처리율 성능이 $A = 6$ 일 경우에 최적의 정적 최대 적극성 값을 가지고 있었다.

대기 시간 연결, 패킷 크기, 윈도우 크기와 관련하여 선택적 기율기 제어도 TCP와 마찬가지로 동일한 공정성 문제에 있어서 TCP-MT 연결의 개수가 증가하더라도 대역폭은 최대-최소 측면에서 공정하게 공유되었으며, 각 처리율의 분포는 좁은 범위 내에서 유지되고 TCP-MT 연결 개수가 늘어남에 따라 개별 공유 폭은 줄어들고 동시에 피드백 혼잡제어 연결의 수가 증가하면서 전체적으로 성능향상 되었다.

References

- [1] 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.
- [2] R. Ramanathan and R. Rosales-Hain. Topology Control of Multihop Wireless Networks using Transmit Power Adjustment. In INFOCOM 2000, Vol. 2, pp. 404-413, March 2000.
- [3] 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.
- [4] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale congestion control for self-similar network traffic. *Performance Evaluation*, Vol. 36, pp. 358-386, 1999.
- [5] 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.