

다중화된 네트워크 트래픽의 self-similar 특성 분석에 관한 연구

조현섭^{1*}, 한군희²
¹청운대학교 전자공학과
²백석대학교 정보통신학부

A Study on Analysis Characteristic Self-similar for Network Traffic with Multiple Time Scale

Hyun-Seob Cho^{1*} and Gun-Hee Han²

¹Dept. of Digital Broadcasting & Electronic Engineering, Chungwoon Univ.,

²Division of Information Communication, Baekseok University

요약 본 논문에서는 실제 네트워크 트래픽 측정을 통해 트래픽의 Self-similar 특성을 관찰하고, Self-similar 특성을 갖는 TCP-MT 기반 모델과 지수 분포 모델의 트래픽을 비교 분석함으로써, 최적화 된 네트워크 설계 및 성능분석을 이루고자 한다.

Abstract In this paper, self-similar characteristics over statistical approaches and real-time Ethernet network traffic measurements are estimated. It is also shown that the self-similar traffic reflects real Ethernet traffic characteristics by comparing TCP-MT source model which is exactly self-similar model to the traditional Poisson model.

Key Words : TCP-IP, ATM, MTS Traffic Congestion Control, Optimized Network

1. 서론

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 상관 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

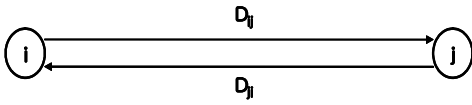
종단 노드들은 그림2-1과 같이 전형적인 점대점 링크에 의해 서로 연결되고 각각의 노드는 가상채널을 포함하고 있다. 종단 노드 i 에서 j 까지의 전송된 TCP 세그먼트에 의해 발생하는 지연을 D_{ij} 로 하고, 노드 j 에서 i 까지의 세그먼트에 의해 발생된 지연은 D_{ji} 로 한다. 효율적인 분석을 위해 전송된 TCP 세그먼트의 크기는 일정하다고 가정하며, 대칭적인 네트워크 배치 구조에서 각각의 방향에서 종단 노드의 전송율은 동일한 것으로 간주하며 전송율은 초당 네트워크 전송로를 통해 전송된 TCP 세그먼트의 수로 정의하며 ρ 로 나타내고 승인의 전송 시간은 데이터 세그먼트의 전송 시간보다 상당히 적으므로 분석하기 위해서 승인의 전송시간을 0으로 설정한다.

*교신저자 : 조현섭(chohs@chungwoon.ac.kr)

접수일 09년 10월 08일

수정일 09년 11월 11일

게재확정일 09년 11월 12일



[그림 1] 양방향 트래픽의 단순화된 모델

그림 1와 같이 두 연결의 윈도우 크기는 안정적이고 각각 노드 i 와 j 에서 발생하는 연결에 대한 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 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 시작 i 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 변잡 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 변잡 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(1)과 같다.

$$W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (1)$$

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 변잡 주기는 집단화된 W_j 승인의 순서와 함께 동반하여 다음 변잡 주기에 의해 즉시 뒤따라온다.

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)와 같다.

$$F_i = 1, F_j = W_j / W_i \quad (2)$$

노드 i 의 각각의 변잡 주기는 W_i 세그먼트로 구성되고 노드 i 의 출력 큐는 k 번째 변잡 주기의 첫 번째 승인이 t_1 시간에 되돌아 올 때 식(3)와 같은 세그먼트를 갖는다.

$$Q_i(t_1) = W_i - (Q_i(\tau_{i,k}) + L_{ij} + L_{ji}) \quad (3)$$

$Q_j(\tau_{i,k}) \leq W_j$ 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 변잡 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(4)과 같이 된다.

$$\tau_{j,k+1} = \tau_{i,k} + W_j / \rho \quad (4)$$

유사한 방법으로 $\tau_{j,k+1}$ 은 식(5)과 같이 구할 수 있다.

$$\tau_{j,k+1} = \tau_{j,k} + \frac{W_i}{\rho} \quad (5)$$

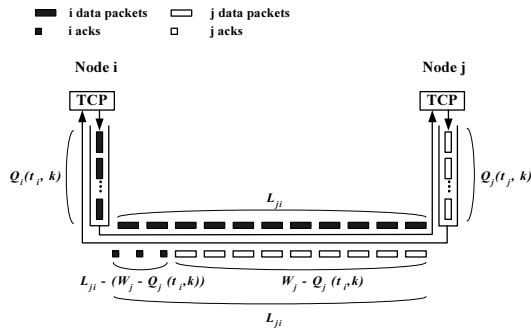
식(4)은 $W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 적용할 수 있으며 $W_i < W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 인 경우에 대해서는 보완적이고 동일한 분석으로 취급한다. $\tau_{j,m}$ 은 연결 j 의 m 번째 변잡 주기에서 첫 번째 세그먼트가 노드 i 에 도착한 시간이며, $\tau_{i,k}$ 로부터 $\tau_{j,m}$ 을 다음과 같이 결정한다. 그림 2과 같이 $\tau_{i,k}$ 시간에 노드 j 는 m 번째 변잡 주기의 $W_j - Q_j(\tau_{i,k})$ 를 전송되므로 $\tau_{i,k} - (W_j - Q_j(\tau_{i,k}) / \rho)$ 시간에 m 번째 변잡 주기의 전송을 시작하고 이러한 변잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 D_{ji} 의 지연 후에 노드 i 에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,m}$ 은 식 (6)와 같다.

$$\tau_{i,m} = \tau_{i,k} - \frac{(W_j - Q_j(\tau_{i,k}))}{\rho} + D_{ji} \quad (6)$$

t_1 을 노드 i 가 k 번째 변잡 주기의 전송을 완료했을 때 시간은 식(7)과 같다.

$$t_1 = \tau_{i,k} - D_{ij} + \frac{W_i}{\rho} \quad (7)$$

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



[그림 2] 노드 j에 연결 i의 k번째 번잡주기의 첫 번째 세그먼트가 도착 하는 네트워크 동작

이 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 $\tau_{i,k+1} = \tau_{i,k} + W_i / \rho$ 시간에 노드 j에 도착한다. k+1번째 번잡 주기가 연결 j의 세그먼트 W_j 에 대해 압축된 승인 다음에 옴으로서 이러한 번잡 주기의 첫 번째 패킷은 노드 j에서 $Q(\tau_{i,k+1}) = W_j$ 세그먼트 큐 크기임을 알 수 있고 동일한 결과는 $Q(\tau_{i,k+1}) = \min((W_i + W_j) - (L_{ij} + L_{ji}) - Q(\tau_{i,k}), W_j)$ 와 $W_i > (L_{ij} + L_{ji}) + Q(\tau_{i,k})$ 를 조합함으로써 얻을 수 있다. 그러므로 k+1번째 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 j에 도착한다. $W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 임으로 $t_2 \geq t_1$ 임을 쉽게 계산할 수 있고, 노드 i가 연결 i의 k+1번째 번잡 주기의 전송을 완료한다. 그러므로 k+2번째 번잡 주기는 t_2 시간에 시작되고, D_{ij} 지연 후에 노드 j에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,k+2}$ 는 식(8)와 같은 결론 식이 된다.

$$\begin{aligned} \tau_{i,k+2} &= t_2 + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k+1} + W_j / \rho + D_{ji} + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k} + (W_i + W_j) / \rho + (D_{ij} + D_{ji}) \end{aligned} \quad (8)$$

$Q(t_1) = 0$ 인 경우로서 이 경우는 $W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 일 때만 발생한다. 이 경우에서 연결 i의 k+1번째 번잡 주기는 t_1 시간에 노드 i로 출발하고, 그것의 첫 번째 세그먼트는 $t_1 + D_{ij}$ 시간에 노드 j에 도착한다. 그러므로 $\tau_{i,k+1}$ 은 식(9)와 같다.

$$\tau_{i,k+1} = t_1 + D_{ij} = \tau_{i,k} + \frac{Q_j(\tau_{i,k})}{\rho} + (D_{ij} + D_{ji}) \quad (9)$$

이러한 번잡 주기에 대한 첫 번째 응답은 시간 $\tau_{i,k+1} + Q(\tau_{i,k+1}) / \rho$ 시간에 노드를 출발하고 식(10)와 같은 시간에 노드 i에 도착한다.

$$t_3 = \tau_{i,k+1} + \frac{Q_j(\tau_{i,k+1})}{\rho} + D_{ji} \quad (10)$$

노드 i는 t_3 시간에 k+1번째 번잡 주기의 전체를 전송함으로써 t_3 에서 k+2번째 번잡 주기가 시작된다. 이러한 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트는 $t_3 + D_{ij}$ 시간에 노드 j에 도착한다. 따라서 $\tau_{i,k+2}$ 는 식(11)과 같다.

$$\begin{aligned} \tau_{i,k+2} &= t_3 + D_{ij} \\ &= \tau_{i,k} + \frac{W_i + W_j}{\rho} + (D_{ij} + D_{ji}) \end{aligned} \quad (11)$$

$W_j - (L_{ij} + L_{ji}) \leq W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji})$ 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=1에서 피드백 혼잡제어의 출력 반응을 조절한다. 성능을 개선에서 $n > 1$ 보다 크다 해도 LTS 모듈이 비활성 화되면, 혼잡제어는 원래의 피드백 혼잡 제어 수준으로 떨어지게 된다.

그림 3과 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)방법으로서

A 가 잘 정의되며, 정적과 비슷한 조건에서 A^* 로 수렴하는 대칭적 제어 규칙은 식 (14)와 같다.

$$\frac{dA}{dt} = \begin{cases} \nu, & dx_{\ell}/dA_{\ell} > 0, \ell \in [1, h] \\ -\nu, & dx_{\ell}/dA_{\ell} < 0, \ell \in [1, h] \end{cases} \quad (14)$$

식 (14)에서 $\nu > 0$ 은 조정 인수이다. 제어 동작은 현재 측정된 경쟁 레벨 $L_1 = \ell \in [1, h]$ 의 조건에 부합되며, dx_{ℓ}/dA_{ℓ} 은 동일한 레벨 $\ell, \ell \in [1, h]$ 로 분류되는 최근 시간 블록에서 계산할 수 있다. 네트워크 시스템이 단일모드 로드-처리를 곡선을 갖는다는 차원에서 혼잡에 민감한 경우, 안정성을 보장하기 위해서는 비대칭성이 필요하다. 그렇지 않은 경우 충분히 $\nu > 0$ 을 작게 함으로써 점차적으로 안정성을 실현하는 데 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 차이가 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 하나의 유사 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 이동하는 비정적인 상황에서도 SSC가 정확하게 적용되었으며, SSC로 하여금 LTS 상관 구조를 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.

참고문헌

- [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.

조 현 섭(Hyun-Seob Cho)

[종신회원]



- 1990년 2월 : 원광대학교 공과대학 전기공학과 졸업
- 1992년 2월 : 원광대학교 공과대학 전기공학과(석사)
- 1996년 2월 : 원광대학교 공과대학 전기공학과(박사)
- 1996년 1월 ~ 1997년 6월 : Department of Electrical and Computer Engineering, University of California Irvine(UCI) 연구원
- 1998년 1월 ~ 현재 : 한국전력기술인협회 고급감리원 (전력감리)
- 1997년 3월 ~ 현재 : 청운대학교 부교수

<관심분야>

전기공학, 공장자동화, 응용전자

한 군 희(Kun-Hee Han)

[종신회원]



- 2008년 8월 ~ 현재 : 백석대학교 정보통신학부 교수

<관심분야>

RFID, 경영정보컨설팅