DBpia

무선네트워크 전송기반에서 프로토콜에 의한 트래픽 혼잡제어

정회원 나 상 동*, 김 문 환**, 이 성 주*°

The Performance Improvement for Congestion Control under TCP Traffic in Wireless Network

Sang-Dong Ra*, Moon-Hwan Kim**, Sung-jooLee*°, ***Regular Members***

요 약

무선네트워크에서 TCP버전을 통해 프로토콜을 적용하여 양방향의 노드가 중복된 응답으로 데이터가 순서에서 벗어나 손실됨을 분석하고, 개선된 비율제어 알고리즘으로 성능 처리율을 연구한다. TCP 대역폭에서 트래픽 패킷 재전송 형태를 취하면서 노드사이의 혼잡이 발생 할 경우 프로토콜과 알고리즘을 적용하였다. 또 대역폭 시스템 클라이언트 수 및 연속파일 전송 간의 평균 유휴시간을 조정함으로써 경쟁 레벨을 생성하여 다중패킷 손실에 대한 빠른 재전송 및 복구를 효율적으로 수행한다.

본 논문은 연결효율이 증가함으로서 손실이 줄어들며, 비율 기반 하에 윈도우 크기를 적절하게 조절하는 슬라이딩 윈도우 흐름제어를 이용해 손실율을 줄여서 혼잡제어 성능을 개선한다.

Key words : 무선통신망, TCP프로토콜, 통신망혼잡제어, RF통신

ABSTRACT

We analyzed that the loss of data in TCP protocol based wireless networks caused by overlapped responses in bi-directional nodes that were resulted in out of the data sequence. This loss can be prevented by using revised TCP rate control algorithm and the performance of throughput can also be improved.

The rate control algorithm is applied when the congestion happens between nodes while traffic packets are retransmitting in TCP bandwidth.

In addition to applying the rate control algorithm, we determine the number of system clients in bandwidth and the average of pausing time between transmitting serial files to produce a competitive level so that an efficient performance of rapid retransmitting for the loss of multi-packets.

This paper discusses the improvement of congestion control in that the decrease of the loss, firstly, as ensuring an efficient connection rate and ,secondly, as using sliding window flow control.

Ⅰ. 서 론

무선 네트워크 환경에서 매체의 특징은 무선과 유선 매체가 크게 다르며 신뢰성 있는 바이트 스트림의 TCP 성능에 영향을 미치는 주요 요인으로서 크게 다르다. 무선 매체는 유선 매체에 비해 대기 지연 시간이 더 길고, TCP(: Transmission Control Protocol) 송신노드가 혼잡 윈도우를 늘리는 속도도

※ 이 논문은 2007년도 조선대학교 학술연구비의 지원을 받아 연구되었음.

* 조선대학교 컴퓨터공학과 (sjlee@chosun.ac.kr, sdna@chosun.ac.kr) **한국전파기지국(주)기술연구소 (° : 교신저자)

논문번호 : KICS2007-03-097, 접수일자 : 2007년 3월 5일, 최종논문접수일자 : 2007년 9월 28일

www.dbpia.co.kr

송신노드가 수신노드로부터 ACK(: Acknowledgment)를 받는 속도와 직접적인 비례 관계[1]에 있다. 무선 네트워크에서 양방향 지연 시간이 더 길기 때문에 무선 링크의 혼잡 윈도우가 훨씬 더 느린 속도가 증가함으로서 무선 링크에서 TCP 트래픽 패킷의 재전송하는 형태로 알고리즘[2]을 적용하여 혼잡제어를 직접적으로 향상시키는 연구를 한다. .

무선 링크에서 전송 손실인 비트 에러 율은 유선 매체의 비트 에러 율보다 훨씬 크다. 이러한 손실은 패킷 손실로 이어지고 송신노드는 재전송 타임아웃 내에 ACK를 받지 못하는 결과로 인해 세그먼트를 다시 전송하면서 재전송 타이머를 백오프시키며, 혼잡 윈도우 크기에서 세그먼트 하나를 줄임[3]으로써 TCP의 성능이 낮아진다. 이러한 과부하를 줄이기 위해 순방향 에러 정정 코드를 이용하여 패킷 손실을 줄일 수 있다. 그러나 무선 네트워크에서는 대역폭이 제한되어 있으므로 상당한 대역폭을 요구하는 순방향 에러 정정 코드 방법은 효율적인 방법이 되지 못한다[4]. 또한 순방향 에러 정정 코드는 지형과 자연물 및 인공물로 인해 무선 링크의 연결에 방해를 받은 단점도 있다.

셀룰러 네트워크의 경우 이동 호스트가 셀 사이를 이동하면서 필요한 모든 정보가 이동되기 전 기지국에서 이동 후 새로운 기지국으로 전송되어야 하므로 TCP는 잠깐 동안의 연결 중단으로 인한 지연 및 손실을 혼잡에 의한 것으로 판단하고 혼잡제어 및 혼잡회피 메카니즘을 시작함으로서 TCP의 성능이 감소되는 결과를 가져온다.

TCP 성능이 저하되는 원인은 프로토콜 스택의 물리적 계층을 구성하는 무선 매체의 손실율이 높다는 데 있다. 링크 계층은 이 계층의 위에서 실행되며 손실된 프레임에 대해 즉시 정보를 입수하기 때문에 상위 프로토콜과 개선된 알고리즘에 의해 신속하게 대응할 수 있다. 또한 링크 레벨에서 이 문제를 해결하면 상위 계층을 변경하지 않아도 되며, 링크 계층은 상대적으로 신뢰성 있는 패킷 전송율을 책임져야 하기 때문에 다중 패킷에 대한 빠른 재전송 (ARQ:Automatic Repeat Request)에 의해 성능이 향상 되게 한다.

Ⅱ. 무선 네트워크에서 TCP 혼잡제어

휴지 RQ 이용율 알고리즘[5]은 송수신 DTE(: Data Terminal Equipment)간에 직렬 링크를 통하여 인쇄가능한 문자들의 불록을 안정적으로 전송하기 위해 정의 되었다. 정보 프레임(I-fames)의 송신측과 수신측은 각각 P(Primary)와 S(Secondary)간의 정보 프레임의 안정적인 전송을 한다. 그림 2-1과같이 P는 정보 프레임의 전송 후 S가 정확히 수신했는지를 표시하는 확인메시지를 수신할 때까지 기다렸다가 정확히 수신하였으면 다음 정보 프레임을 전송하고, 수신되지 않았다면 이미 보낸 정보 프레임의 사본을 재전송한다. 확인 메시지를 보내는 방식에는 S가 정상상태의 수신에 대해서만 확인 메시지를 보내고 P는 확인 메시지를 받지 못하면 전송 프레임이 훼손될 수 있다. 이때 정상회복을 위한 프로토콜 동작 알고리즘은 다음과 같은 순서로 진행된다.

- 정상적인 정보 프레임을 수신한 S는 P에게 ACK 프레임을 전송한다.
- 정상적인 ACK를 수신한 P는 타이머를 중지시키고 다음의 프레임을 전송개시 할 수 있다. - (i)항 참조.
- 에러를 포함하는 정보 프레임을 수신한 S는 이를 폐기하고 NAK: Negative Acknowledge Character) 프레임을 전송한다 - (ii)항 참조.
- 타이머의 길이 동안 P가 ACK나 NAK 프레임을 수신하지 못하여 타이머가 종료되면 정보 프레임을 재전송 한다.

링크 관리 기능은 에러 제어와 흐름 제어는 불완전한 회선 상에 에러나 중복 없이 프레임을 전송하기 위한 수단이다. 이러한 수단들이 정상적으로 동작하기 위해서는 통신의 양방향에 정보 교환을 수행하기 전에 적절히 초기화되어야 한다. 예를 들어 송수신 양측은 프레임의 전송 전에 송수신 순서번호 변수들이 같은 값으로 설정되어야 한다. 이러한 초기화 과정을 링크설정이다. 모든 데이터가 링크상에서 교환되고 나면 링크해제 절차가 수행되기 때문에 링크 설정이나 링크 해제 절차는 실제 이용자 데이터의 전송과는 관계가 없으므로 링크관리로 처리한다.

단말기와 컴퓨터간의 거리가 짧은 20m의 경우 링크 관리기능은 물리적 인터페이스내 별도의 제어회선에 의해 교환 수행된다. 이렇게 관리를 위해 신호를 교환하는 것을 상호협의 절차라고 하며, 컴퓨터와 대화를 하고자 하는 이용자가 우선 단말기의 전원을 켜면 제어회선 중 하나인 DSR(Data Set Ready)가 컴퓨터에게 단말기는 컴퓨터가 문자를 수신할 수 없음을 알리는 제어회로를 세트할 때까지

www.dbpia.co.kr

대기하고 있다가 해당 제어회로[6]가 세트되면 문자의 전송을 개시한다.

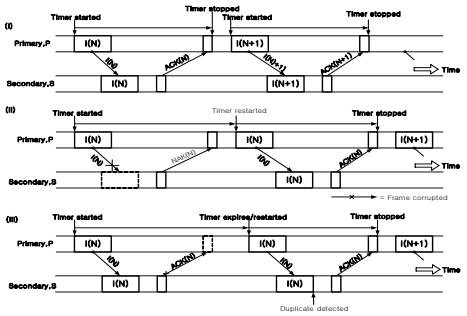

그림 2-1 휴지RQ의 명시요구
Fig. 2-1 Explicit request Idle of RQ operation

그림 2-2에서와 같이 확인 프레임은 정보 프레임과 관련된 것이 아니므로 순서번호를 포함하지 않는 비번호 응답(UA) 프레임으로 링크의 설정 후 LS_user 계층은 L_DATA. request 프리미티브를 사용하여 데이터의 전송을 수행하며, 데이터 전송의 종료 후 L_DISCONNECT. REQUEST 프리미티브의 전달에 의해 링크 프로토콜 개체가 해제(DISC) 프레임을 전송한다. 이와 같이 링크 관리기능은 앞에서 정의한 휴지 RQ와 연속 RQ 프로토콜의 상태 천이도로 링크 관리 기능까지 포함하여 그림 2-2와 같이 나타낼 수 있다.

그림에서 나타나 있듯이 3가지의 상태가 추가로 정의되며, 사건 입력에 의해서 이 4가지의 상태와 데이터 전송 상태 간에 천이가 발생한다. 또 P와 S에 대해서도 유사한 방식으로 새로운 상태 천이도이고, 사건 상태표나 의사 코드에 대한 구조는 그대로 유지하면서 링크의 관리를 위한 정의이다.

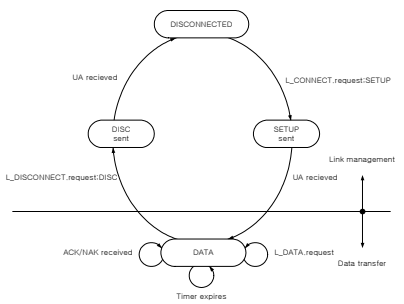

그림 2-2. 링크 관리 상태 천이도 기능
Fig. 2-2 Link management State transition diagram

Ⅲ. 개선된 알고리즘

3.1 대역폭에 따른 링크 효율

슬로우 스타트 처리 과정 동안에 TCP 윈도우 증가가 양방향 트래픽 구조에서 승인 압축에 대한 개선된 알고리즘이다. 윈도우가 최대 크기에 도발한 후에 반대 방향에서 한 쌍의 TCP 흐름을 가진 단순 네트워크 구조에서 TCP 연결의 안정된 상태 처리율이다.

승인 압축은 반대쪽 연결 승인에 의해서 서로 분리되는 TCP 연결의 세그먼트의 버스트를 일으킨다. 각각의 노드는 전체적인 윈도우 세그먼트를 단일 버스트로서 전송하고 이것은 반대쪽 연결 데이터의 윈도우 증가를 위해 승인 뒤에 온다. 노드가 노드의 데이터 세그먼트를 노드에서 발생하는 연결의 번잡 주기로서 전송하는 동안의 시간 간격이며, 전송된 데이터 세그먼트의 크기는 동일하지만 양방향에서 전송된 전송율은 동일한 것으로 가정할 때 초당 세그먼트의 단위는 ρ이다. 승인의 전송 시간은 데이터 세그먼트의 전송 시간보다 상당히 적으므로 승인의 전송시간을 0으로 설정하여 식으로 유도한다[7].

양방향 트래픽에서 각각의 노드에 출력 IP 큐가 최대 크기의 식을 개선된 알고리즘으로 i, j로 전송 승인 한다. 노드 j에서 최대 큐 크기는 연결 i의 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트가 노드 j에 도착할 때 알 수 있다. 게다가 큐 크기는 노드에서 발생하는 연결의 윈도우 크기를 절대로 초과하지는 않는다. 안정적인 상태에서 양방향 트래픽 하의 노드 i의 IP 큐가 최대 점유기간 Q_i,max는 식 3-1과 같다.

$$Q_i \max \leq \begin{cases} W_i - (L_{ij} + L_{ji}), & W_i > W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \\ (W_i + W_j) - (L_{ij} + L_{ji}), & W_j - (L_{ij} + L_s) \leq W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \end{cases}$$

$$W_i \quad \text{otherwise} \qquad \cdots 3\text{-}1$$

위 식에서 노드 i는 최대 큐 크기이고, 연결 j의 번잡 주기는 세그먼트가 노드에 도착할 때 알 수 있다. $\tau_{j,m}$은 연결 j의 m번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트가 노드 i에 도착할 때 시간이다. 이러한 시간에서 큐 크기는 노드 i에서 큐 된 세그먼트의 수에 의해 할 수 있고, 네트워크의 나머지는 연결 i에 속해 있는 세그먼트 수와 승인 수를 더한 것이

www.dbpia.co.kr

위도우 크기 W_i와 같다.

연결 j의 m번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트가 $t_1=\tau_{j,m}-D_{ji}$시간에 노드 j에 의해서 전송되고, t_1 시간에 노드 j의 출력 큐는 연결 i의 어떠한 승인도 포함하지 않는다. $(t_1,\tau_{j,m})$간격 동안에 채널 i로부터 전체적인 세그먼트$(t_1,\tau_{j,m})=D_{ji}\rho=L_{ji}$는 노드 j에 도착된다. 더욱이 연결 i의 L_{ji}는 노드 j에 도착되므로 더욱이 연결 i의 L_{ij} 세그먼트는 $\tau_{j,m}$시간에 노드 i로부터 노드 j까지 링크 상에서 전송된다. 그러므로 $\tau_{j,m}$의 시스템에서 연결 i의 전체적인 세그먼트와 승인은 식 3-2와 같다.

$$Q_i(\tau_{j,m})+L_{ij}+L_{ji} \quad \cdots 3\text{-}2$$

윈도 크기 W_i와 식 4-2를 같게 하면 식 3-3과 같이 나타낼 수 있다.

$$Q_i(\tau_{j,m})=W_i-(L_{ij}+L_{ji}) \quad \cdots 3\text{-}3$$

양방향 배치 구조에서 전송율이 다른 보다 비대칭적인 경우로 확장하여 적용하고 ρ_i와 ρ_j를 각각 연결 i와 j의 전송율로 나타내면 승인 압축의 생성에 대한 조건은 식 3-4와 같다.

$$\frac{w_i}{\rho_i}+\frac{W_j}{\rho_j}>D_{ij}+D_{ji} \quad \cdots 3\text{-}4$$

두 연결의 윈도우의 전송 시간의 합을 발생시키는 승인 압축에 대한 라운드 전송지연보다 반드시 크다. 이러한 필수적인 조건이 만족하면 비대칭적인 경우에서 연결 처리율에 대한 것은 식 3-1에 의해서 식 3-4를 제시한다. 비대칭적인 링크 율을 가지고 있는 양방향 트래픽 구조에서도 연결 i의 효율성에서 F_i는 식 3-5와 같이 나타낼 수 있다.

$$F_i=\begin{cases}1 & ,w_i/\rho_i)>(w_i/\rho_i)+(D_{ij}+D_{ji}) \\ \dfrac{w(W_i/\rho_i)}{((W_i/\rho_i)+(W_j/\rho_j)+(D_{ij}+D_{ji})} & ,(W_j/\rho_j)-(D_{ij}+D_{ji})\leq(W_i/\rho_i)\geq(W_j/\rho_i) \\ \dfrac{(W_i/\rho_i)}{(W_j/\rho_j)} & ,otherwise\end{cases}$$

$\cdots$ 3-5

위에서 비슷하게 식 3-4를 확장함으로서 종단 노드에서 최대 큐 크기를 결정할 수 있기 때문에 안정된 상태에서 비대칭적인 링크 율을 가지고 있는 양방향 트래픽 하에 노드 i의 IP 큐의 최대 점유기간 Q_i max일 때 3-6과 같다.

$$Q_{i,max}\leqq\begin{cases}W_i-(D_{ij}+Dji)\rho & ,(W_i/\rho_i)>(W_j/\rho_j)+(D_{ij}+D_{ji}) \\ (W_i/\rho_i)+(W_j/\rho_j)-D_{ij}-D_{ji})\rho & ,(W_j/\rho_j)-(D_{ij}+D_{ji})\leqq(W_j/\rho_j)+(D_{ij}+D_{ji}) \\ W_i & ,otherwise\end{cases}$$

$\cdots$ 3-6

식 3-6은 두 방향에서 전송율이 다르지만 고 대역폭 연결의 효율성은 저 대역폭 윈도우 전송 시간에 의해 제한된다는 심각한 성능의 감소를 초래한다는 것이 된다. 이것을 설명하기 위해 윈도우 크기가 $W_i=W_j=128$ Kbytes 인 것을 선택하고, 링크 지연들은 $D_{ij}=D_{ji}=5ms$인 예를 고려한다. 연결 j가 155Mbits/s의 안정 율로 할당된다. 그러므로 연결 i에 할당된 함수로서 연결 i와 j의 효율성의 변동이다. 연결 i에 대한 이용 가능한 대역폭이 낮을 때 연결 j는 그것의 이용 가능한 링크 대역폭의 몇 퍼센트만이 이용할 수 있기 때문에 처리율 방정식이 결정되고 연결 j에서 증가하는 처리율은 낮은 비율에서 결정된다.

연결 i의 전송율이 70Mbits/s에서 155 Mbits/s로 증가함으로서 55%에서 75%로 연결 j의 효율성이 증가한다. 보다 심각한 것은 노드 i의 전송율이 80Mbits/s를 넘어서 증가할 때 연결 i의 효율성의 결과는 감소한다. 실제적으로 이 영역에서 노드 i의 전송율이 증가하기 때문에 연결 i의 처리율 된다. 이 영역에서 연결 i의 효율성은 연결 j의 효율성이 55%에서 75%로 증가한 것과 비교해서 100%에서 50%로 감소한다. 그러므로 링크 대역폭에서 노드 j에서 연결 i의 약 85Mbits/s 전체적인 증가는 약 70Mbits/s 두 연결의 처리율에서 전체적으로 증가하는 결과를 초래했으며, 나머지 15Mbits/s는 승인 압축의 결과 때문에 손실된다. 양방향 트래픽 하에서 승인 압축 때문에 처리율의 감소가 대칭적인 경우에 비해서 비대칭적인 링크율이 더욱 효과적이다.

종단노드의 서로 다른 쌍 사이 트래픽이 다른 가상채널을 통해 전송되는 것을 알 수 있었으며, 상호간에 완전하게 분리되어 연결의 각 쌍에서 양방향 트래픽이 개선된 처리율이므로 대역폭 지연의 값에 대한 시뮬레이션 결과 TCP 연결 효율성에서 지연이 전혀 없는 처리율에 거의 근접했다.

www.dbpia.co.kr

Ⅳ. TCP 버전에 의한 대여폭에서의 성능

무선 네트워크에서 다양한 TCP 버전, 즉 Vegas, TCP Rate라고 부르는 전송율 기반에서 프로토콜 혼잡제어, TCP 연결 혼잡제어와 개선된 알고리즘과 혼잡제어를 적용해 시뮬레이션을 한다. 몇 개의 세그먼트 손실이 발생한 경우 빠른 재전송 및 복구가 매우 효과적인 해결책이 되므로 발신노드는 수신노드에서 수신된 모든 세그먼트에 대해 응답신호를 수신하게 되고, 한 두 개의 세그먼트가 손실되면 발신노드는 마지막으로 보낸 응답과 동일한 응답 번호를 중복 응답을 받는다. 중복된 응답을 수신한 발신기는 재전송 타이머가 종료할 때까지 기다리지 않고 손실된 세그먼트들을 전송하고 아직 응답되지 않은 데이터 전송을 다시 시작하면서 전송률을 채우고 응답신호를 기다린다. 발신노드가 중복된 응답을 수신하면 데이터가 순서에서 벗어나 도착하거나 손실됨을 확인할 수있다.

그림 4-1, 4-2는 TCP 각 버전에 대한 패킷의 흐름 및 TCP에 따른 대역폭의 변화이다. 그림 4-2는 윈도우 크기를 8로 설정한 상태에서 다중 패킷 손실 문제를 처리하는 TCP New Reno의 버전을 사용한 TCP 트래픽 패킷의 재전송과 CBR 패킷이 재전송하는 형태를 취하고 있으며 TCP 트래픽의 14번째 패킷이 1.34×10-3시간부터 1.86×10-3시간까지 재전송이 이루어짐을 알 수 있다. 또 동시에 CBR 트래픽의 첫 번째 패킷부터 여덟 번째 패킷까지 다중 패킷이 재전송하는 형태를 취하고 있음도 알 수 있었다. 이는 다중 패킷 손실에 대한 빠른 재전송 및 복구를 의미한다.

그림 4-3은 역시 윈도우 크기를 8로 설정하여 혼잡회피 기법을 적용하는 TCP SACK의 버전을 적용한 경우의 시뮬레이션 결과를 나타내고 있다. 48번째 TCP 패킷 순서가 3.15×10-3 시간부터 3.89×10-3까지 재전송의 형태를 취하고 있다. 그림 4-2의 결과는 그림 4-1과 4-2보다 늦은 시간에 재전송이 이루어지고 있는데 이는 전송율 기반 하에서 혼잡회피와 슬라이딩 윈도우를 적용함으로서 TCP 패킷의 재전송 및 빠른 복구가 효율적으로 수행되고 있음도 알았다. 실제적으로 이러한 경우에 노드사이의 혼잡이 발생하지 않으면서 동시에 혼잡을 회피하는 기법은 슬라이딩 윈도우의 slow start와 패킷 전송 시 에러가 발생할 경우 빠른 재전송 알고리즘을 적용한 TCP Tahoe와, 빠른 재전송 및 복구를 담당하는 TCP Reno의 다중 패킷 손실문제를 처리하는 TCP New Reno, 혼잡회피 기법을 사용하는 TCP Vegas, 선택적 응답 기법의 SACK 등 TCP 버전의 대역폭이다.

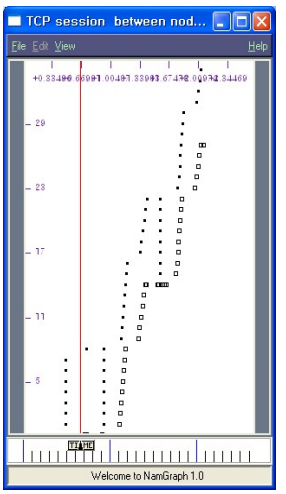

그림 4-1. TCP New-Reno 곡선
Fig. 4-1 The curve of TCP New-Reno

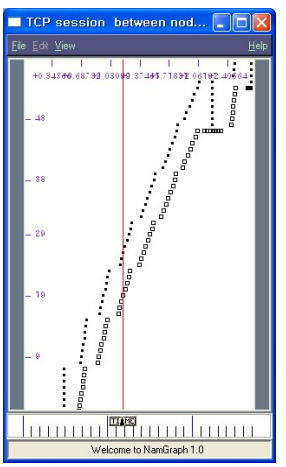

그림 4-2. TCP Sack 곡선
Fig. 4-2 The curve of TCP Sack

TCP Vegas는 사전에 지정된 목표 한계에서 실제 전송율과 예상 전송율 간에 측정된 차이를 유지하면서 네트워크에 추가적인 데이터를 유지하려고 한다. 여기에는 타임아웃 및 재전송을 줄임으로써 보다 지속적인 흐름을 보장하는 사전 준비성의 측정도 포함된다. TCP Vegas와의 결합은 수정된 혼잡회피 메커니즘을 통해 구현되며 실제 전송율과 예상 전송율의 차이가 지연과 대역폭의 곱보다 적

www.dbpia.co.kr

을 때 선형 증가 기울기를 조절함으로서 혼잡을 제어할 수 있다. TCP Vegas는 전송율의 차이를 이용하는 경우를 제외하고는 선형 증가 기울기 요소인 연결의 효율성을 이용하는 측면에서는 TCP Reno와 Tahoe가 동일하게 적용된다.

TCP Rate는 TCP Reno를 전송율 기반에서 확장한 것으로 지연 변이를 기준으로 Reno의 혼잡회피 절차를 수정한다. 제어 규칙은 각 연결의 윈도우가 RTT 전송 지연에 다른 연결의 전체 윈도우를 더한 것으로 이루어진 파이프를 오버플로우 할 정도로 충분하게 크지 않은 경우에 적용함으로서 혼잡제어를 수행할 수 있다. ATM 컨텍스트에서 사용하는 전송율 기반의 선형 증가/지수 감소 피드백 혼잡제어로 $Q_{i,j}(t)$는 데이터 전송율, $F_{i,j}$는 연결 효율성, L_{ij}는 링크 이용 율, $W_{i,j}$는 윈도우 크기로서 양의 상수를 의미한다. 데이터 전송율이 증가하여 연결 효율성 $F_{i,j}$가 증가한다면 데이터 전송율의 선형 증가가 영향을 받는다. 이와 반대로 데이터 전송율 증가로 연결의 효율성이 감소한다면 데이터 전송율은 기하급수적으로 감소한다. 데이터 전송율과 연결 효율성의 조건은 다양한 혼잡 척도로 대체되며 UDP 기반으로 실행했을 경우의 성능 결과도 TCP와 동일해진다.

V. 시뮬레이션 결과 및 성능 개선

본 논문에서 TCP, 라우팅 프로토콜, 멀티캐스트 RTP, SRM(Scalable Reliable Multicast) 등 다양한 인터넷 프로토콜에 대한 시뮬레이션을 수행하기 위해 네트워크 상에서 개선된 알고리즘에 의해 혼잡제어 성능을 시뮬레이션 한다. 여기서 공유된 병목 링크에서 몇 개의 동시 연결의 중복된 병목 네트워크 환경을 모델링하기 위해 개선된 알고리즘에 의해 수정한다. 수많은 UDP 기반의 비 신뢰성 전송 프로토콜처럼 전송율 기반 확장과 TCP Rate가 기존 프로토콜에 추가됨으로서 무선 네트워크의 W-TCP에 다양한 버전의 TCP와 결합하여 구현하였다. 그림 5-1은 서버 2대, 클라이언트 n개, 즉 n ≥33의 네트워크 배치 구조이고, 게이트웨이 G1과 G2를 병목 링크가 되도록 연결하였다. 링크 대역폭은 20Mbps로 설정하였으며 각 링크의 대기 시간은 5ms이고, 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.

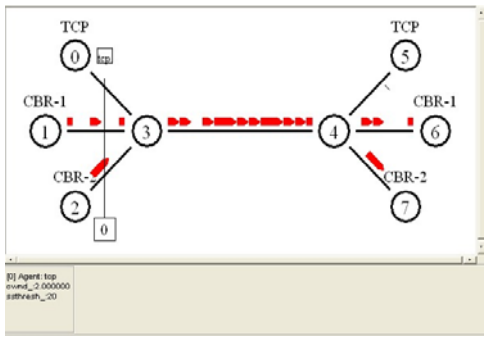

그림 5-1. 병목 링크 G1, G2가 있는 네트워크 구성의 left-to-right 트래픽 흐름
Fig. 5-1 Network configuration with bottleneck link G1,G2 traffic from left to right

연속 전송 사이의 지수 시간에는 유휴 상태를 유지하면서 성능을 측정하기 위한 연결은 항상 전송할 데이터가 있는 무한 소스이다. 또 신뢰 처리율을 최대화하기 위해 다양한 버전의 TCP 및 해당 M-TCP를 확장하여 실행하였다. 본 논문에서는 백그라운드 트래픽 흐름은 그대로 유지하고, W-TCP 상에서 연결의 갯수를 늘린 후 그 결과 대역폭 공유 반응이다. 대역폭, 버퍼 크기, 평균 파일 요청 크기, 등 시스템 매개변수를 어떻게 지정하더라도 클라이언트 수 또는 연속파일 전송 간의 평균 유휴시간을 조정함으로써 경쟁 레벨을 생성할 수 있다. 대역폭을 감안한 기본 성능 평가 설정의 구성에서 처음 8개의 연결이 백그라운드 트래픽 역할을 하면서 클라이언트에서 서버로 패킷을 전송하는 것이다. 그림 5-2와 같이 TCP 백그라운드 트래픽에 대한 네트워크 정보는 시뮬레이션 정보, 현재 노드 정보 및 종단간 노드사이에 시뮬레이션을 수행하기 위한 지연을 나타내고 있다. 또한 전체 네트워크에 대한 중간 노드의 평균 수신 패킷과 송신 패킷에 대한 정보 및 중간 노드에서 수행되는 시뮬레이션 처리 시간을 나타내고 있음을 알 수 있다. 여기에서 63개의 패킷을 발생하여 송신함으로서 중간노드를 경유하여 전송된 포워드 패킷의 크기가 63개로서 정상적으로 전송되고 있음을 알 수 있다. 수신노드에서 수신된 수신 패킷의 크기가 59로서 3개의 패킷이 드롭되어 손실되어짐을 알 수 있다. 이러한 결과는 혼잡으로 인해 연결의 효율성이 증가함으로서 손실이 줄어들며, 비율 기반 하의 링크 이용율에 따른 윈도우 크기를 적절하게 조절하는 슬라이딩 윈도우

www.dbpia.co.kr

흐름 제어방식을 이용함으로서 손실율을 더욱 줄일 수 있다.

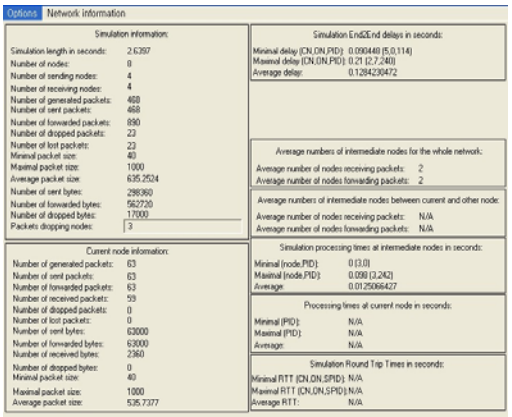

그림 5-2. TCP 백그라운드 트래픽에 네트워크 정보
Fig. 5-2 The network information of TCP background traffic

시뮬레이션 실행 시간을 26,397초 동안 지속되었으며 시뮬레이션 시간에서 10ms 간격으로 추적기록을 수집했다. 따라서 단일 수행 시 수천 개의 데이터 포인트가 생성되고 이는 샘플 경로 정규화 방식을 이용하였으며 트래픽 비중이 크고 긴 샘플링을 볼 수 있었다.

단일 모드 처리율 에서 기울기 제어의 형태를 선택적으로 적용함으로써 얻게 된 증분 이득을 측정했다. 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 감소시키는 단계에 도달하는 것으로서 임계값 스케줄을 사용한다. $\hat{L}_2 \le \theta$ 인 경우에 대해 이 현상을 입증할 수 있도록 적극적인 조치가 수행되며 θ는 적극성 임계값을 나타낸다. 그림 5-3에서 α=7.5 트래픽에서 θ값에 대해 $1 \le \theta \le 8$ 범위의 적극성 임계값에 대해 곡선 대비 처리율을 나타내고 있다. 단일 모드 처리율 곡선이 대표적인 형태이지만 네트워크 구성에 따라서 증가 또는 감소와 같은 2 가지 다른 형태도 가능하다. 곡선 모양은 자원에 대한 적극성 크기의 상대적 수준에 따라 결정되므로 자원이 풍부하다면 적극성은 최소한의 지장을 받고 증가 처리율 곡선이 된다. 이와 반대로 자원이 부족하다면 적극성이 가장 심하게 줄어들어 감소 처리율 곡선이 되는 것으로서 그림 5-3와 같이 최적에 가깝게 개선된 처리율을 나타냈다.

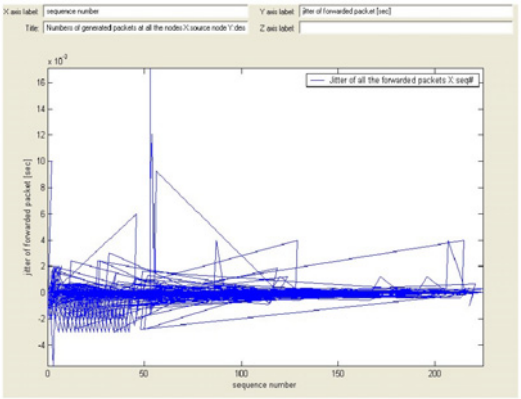

그림 5-3. TCP 비율제어, 3가지 레벨의 백그라운드 트래픽 7.5Mbps의 중간노드의 포워드패킷 처리율
Fig. 5-3 TCP Rate-control. intermediate node forward packet throughput of three levels of background traffic 7.5Mbps

그림 5-3은 α=1.05 트래픽에서θ값에 대해 $1 \le \theta \le 8$ 범위의 적극성 임계값에 곡선 대비 처리율을 나타냈다. 이 곡선 단일 모드에서 $\theta = 4$ 일 때 정상점을 유지하며 $\theta = 4$인 모든 경우는 적극성이 적용되므로 선택하지 않고 프로토콜 MTS TCP Rate 트래픽에서7.5Mbps의 임계값에 의한 처리율로 나타났다. 이는 대역폭의 증가 즉, 연결 효율성의 성능 개선으로 인한 처리율이 보다 개선되었음을 알 수 있다. 또한 그림5-4와 같이 제안된 비율제어 알고리즘을 기반으로 하는 연결 효율성의 증가로 인한 처리율 곡선의 굴곡 뿐 아니라 성능까지도 증가함을 알 수 있다.

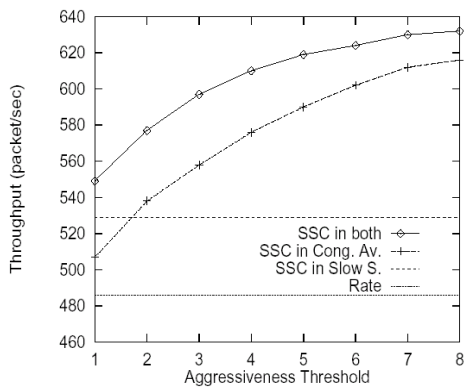

그림 5-4. TCP 비율제어 기반 레벨의 백그라운드 트래픽, 7.5Mbps의 처리율 곡선
Fig. 5-4 TCP Rate-control. shape of throughput curve for three levels of background traffic 7.5Mbps

www.dbpia.co.kr

이는 부분적으로 비율제어 TCP의 우수한 추적에서 SSC로 하여금 제안된 비율제어 상관 구조를 보다 효과적으로 확장 가능하였으며, SSC를 Slow-Start, 혼잡회피, 그리고 Slow-Start와 혼잡회피 등 두 단계 모두 개선 효과를 나타냈다.

Ⅵ. 결 론

본 논문에서는 무선 매체에서 TCP 성능이 저하되는 원인을 분석하고 이를 개선하기 위해 전송제어 프로토콜을 응용, TCP 혼잡제어와 개선된 알고리즘으로 가상 채널을 공유하는 계층에 등장시켜 연구하였다.

시뮬레이션으로 분석한 결과, TCP의 혼잡 윈도우 업데이트에서 인터페이스를 통한 함수 호출 형태를 강력한 모듈 형 TCP 확장으로 개발 하였다. Vegas 및 전송율 기반 확장 등 다양한 TCP 버전에 적용하여 그 결과에 생성되는 프로토콜 MTS TCP Rate 트래픽에서 레벨의 백그라운드와 같이 7.5 Mbps의 임계값에 의한 처리율로 성능개선이 향상되었다. 두 연결의 노드 i부터 j까지의 한쪽방향 링크를 채우기 위해 필요한 세그먼트의 수를 Lij로 나타났고, 링크에서는 Lji로 할 때 Lij는 ρ와 Dji의 곱으로 되었다. Qi(t)는 데이터 세그먼트 승인에 의해 점유되는 채로 시각 t에서 노드 i 출력 IP 큐의 점유기간이 노드 j에 점유 기간이 나타났다. 이때 연결 i의 전송율이 70Mbit/s에서 155Mbit/s로 증가하므로 써 55%에서 75%로 연결 j의 효율성이 되었다. 또 링크 대역폭에서 노드 j와 i의 두 연결 처리율은 전체적으로 70Mbit/s가 증가 개선되었다.

혼잡제어 성능 평가 방식에서도 전송율 기반하에 네트워크 트래픽의 물리적 모델링으로부터 얻은 결과도 크게 개선되었다.

참 고 문 헌

〔1〕 V. Jacobson, "ongestion avoidance and control." in Proc., ACM SIG-COMM'98, pp. 314-329, 1998.

〔2〕 E.-S. Jung and N. H. Vaidya. "An Energy Ecient MAC Protocol for Wireless LANs". In INFOCOM 2002, June 2002.

〔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〕 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.

〔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.

〔6〕 R. Wattenhofer, L. Li, P. Bahl, and Y.-M. Wang."Distributed Topology Control for Power Ecient Operation in Multihop Wireless Ad Hoc Networks". In INFOCOM 2001, Vol. 3, pp. 1388-1397, April 2001.

〔7〕 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.

나 상 동 (Sang-dong Ra) 정회원

1968년 조선대학교 전기공학과 (공학사)

1980년 건국대학교대학원 전기전자공학과 졸업(공학석사)

1995년 원광대학교대학원 전기공학과 졸업(공학박사)

1995년~1996년 Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of Calofornia Irvine 연구교수

1998년 조선대학교 정보전산원 원장 역임

2001년~2002년 Dept. of Electrical & Computer Eng.Univ. of California Irvine 연구교수

1998년 조선대학교 정보전산원 원장 역임

2001년~2002년 Dept. of Electrical & Computer Eng.Univ. of California Irvine 연구교수

1973년~현재 조선대학교 전자.정보공과대학 컴퓨터공학부 교수

<주관심 분야> 실시간 통신, 디지털 통신 신호제어, 데이터 및 이동통신, 신경망, 적응 신호처리

www.dbpia.co.kr

김 문 환 (Moon- Hwan Kim) 정회원

2004년 8월 조선대학교 전자정보컴퓨터공학과졸업 (공학박사)
1983년~1997년 1월 KT연수원 전임교수
1997년 1월~2003년 11월 KTF 팀장
2003년11월~현재 한국전파기지국(주) 기술연구소장
<관심분야> RF통신, 마이크로파통신, 실시간통신, 통신망등

이 성 주 (Sung -Joo Lee) 정회원

1970년 한남대학교 물리학과(이학사)
1992년 광운대학교 전자계산학과 (이학석사)
1998년 대구가톨릭대학교 전자계산학과 (이학박사)
1988년~1990년 조선대학교 전자계산부소장
1995년~1996년 조선대학교 산업대학장
1995년~1997년 조선대학교 정보과학대학장
1981년~현재 조선대학교 컴퓨터공학부 교수
<관심분야> 소프트웨어 공학, 프로그래밍 언어, 객체지향 시스템, 러프 집합, 신경망

www.dbpia.co.kr