
무선네트워크에서 TCP 트래픽 연결 혼잡제어에 관한 성능 개선

나상동* · 나하선** · 박동석*

An improved performance of TCP traffic connection congestion
control in wireless networks

Sang-dong Ra* · Ha-sun Na** · Dong-suk Park*

요 약

TCP 전송제어 프로토콜은 윈도우 기반에서 트래픽의 연결 효율성으로 인해 성능 처리율이 향상됨을 입증하고, 전송률을 제어하는 혼잡제어 성능을 연구한다. 무선네트워크에서 에러제어 휴지의 링크 이용율을 산출하여 양방향 노드를 동작시키고, 세그먼트를 전송하여 전송률을 나타낸다. 연결 혼잡 발생을 하지 않은 ACK 승인 압축을 처리하여, 임계값에 의해 전송률을 증가시켜 중단 간 노드 큐의 크기에 따라 허용될 수 있는 부분까지 양방향 트래픽의 대역폭 연결효율성에 의해 지연이 거의 없는 처리율이 된다.

본 논문은 트래픽이 존재하는 비동기 전송 TCP 연결 개수가 늘어남에 따라 피드백 연결 혼잡제어 수가 증가하여 성능이 개선됨을 나타낸다.

ABSTRACT

In this paper we verified that the window based TCP performance of throughput can be improved by the traffic connection efficiency, and have studied the performance of traffic congestion control that is controlling transmission rate. In wireless network, the bidirectional node is run by estimating the usage rate of link of error control idle and the throughput is shown by transmitting segments. The throughput rate shows almost no delay due to the bidirectional traffic connection efficiency up to the allowable point as increasing the transport rate by the critical value, depending on the size of end-to-end node queue of the increase of transport rate.

This paper reports the performance improvement as the number of feedback connection traffic congestion control increases because of the increase of the number of asynchronous transport TCP connections.

Keyword

TCP Tahoe, TCP Reno, idle RQ, ACK

I. 서 론

무선 네트워크에서 프로토콜들의 모음을 의미하는 전송제어 프로토콜(TCP ; Transmission Control Protocol)은

트랜스포트 계층 프로토콜에서 광범위하게 사용되고 있다. TCP 성분에서 혼잡 제어와 전송률 제어 복구를 수행하기 위해 사용된 알고리즘을 지속적으로 확장 연구해 왔다. 네트워크 중단점[1]은 혼잡제어를 통해 혼잡에서 신

* 조선대학교

** 한국전파기술국(주) 기술연구소

속하게 대응함으로써 네트워크의 신뢰성을 보장하고 혼잡으로 인한 시스템장애[2]를 미연에 예방함으로써 원활한 정보 전송을 추구한다. 네트워크 혼잡으로 인한 장애의 발생 원인은 다양하기 때문에 속도가 빠른 데이터가 도착한 것을 느리고 작은 곳으로 빠져나가면 네트워크 혼잡이 발생할 수 있다. TCP 성능이 저하되는 원인은 프로토콜 스택의 물리적 계층을 구성하는 무선 매체의 손실률이 높다는 데 있다. 링크 계층은 이 계층의 위에서 실행되며 손실된 프레임에 대해 즉시 정보를 입수하기 때문에 상위 프로토콜보다 신속하게 대응할 수 있다.

무선 네트워크의 전송 제어 프로토콜은 윈도우 기반 대신 속도 기반의 전송 제어 방식으로 이 문제를 효과적으로 해결한다. 주로 송신노드 속도와 수신노드 속도의 비율을 사용하여 패킷 손실 및 재전송 타임아웃 대비 전송률을 제한한다. 따라서 정체와 관련 없는 패킷 손실 및 대규모 왕복 지연 시간 편차로 인한 문제가 크게 줄어든다. 무선 네트워크 TCP는 속도 기반의 전송률 제어를 하는 반면에 TCP는 자체 동기에 응답을 사용하는 윈도우 기반 전송률 제어 메커니즘을 적용한다.

본 논문에서 무선 네트워크상에서 감소된 처리율을 향상시키기 위해 윈도우 기반 혼잡회피 알고리즘 대신에 전송률 기반 제어 알고리즘을 제안한다. TCP가 전송률 기반 제어된 채널을 통해 운용될 때 비동기 전송 모드 네트워크에서 가변 비트율에 의해 네트워크 노드에서 볼 수 있다. 무선 네트워크 노드에 의해 도입된 양방향 TCP 트래픽의 연결의 효율성으로 인해 전송률 기반이 제어된 무선 네트워크 환경에서 성능 처리율이 향상됨을 입증하고, 또 혼잡제어 성능 평가를 통해 전송률이 네트워크 트래픽의 물리적 모델링으로부터 얻은 시뮬레이션 결과를 통해 나타낸다.

II. 무선 네트워크 전송제어

1. 에러제어 휴지RQ 이용률

데이터가 키보드를 통하여 컴퓨터에 입력하려면 비동기 전송의 UART를 이용하여 키 입력의 결과인 코드워드가 전송된다, ARQ 에러제어 방식은 문자중심에서 사용되는 에러제어휴지 RQ와 비트 중심에서 사용되는 연속 RQ로 나뉘며, 연속 RQ는 다시 선택적 재전송과 go-back-N 재전송방식으로 분류된다. 휴지 RQ는 보다 효

율적인 연속 RQ 방식으로 대체하여 사용 된다. 에러제어 휴지 RQ는 데이터링크 제어 프로토콜에서 암묵 재전송 방식과 수신 프레임의 훼손을 인지하는 경우에 P(Primary)와 S(secondary)의 정보프레임에서 부정적인 확인 메시지를 전송하는 명사에서 전송률 기반제어 알고리즘은 그림 2-1의 암묵 재전송 방식으로 다음과 같다.

- 어느 순간에 확인 메시지의 수신을 기다리는 정보 프레임은 하나만 존재 할 수 있다.
- 정상적인 정보 프레임을 수신한 S는 P에게 ACK (Acknowledgement) 프레임을 전송한다.
- ACK 프레임을 수신한 후 P는 다른 정보 프레임 (I-frame)을 전송할 수 있다 - (i)항 참조.
- P는 정보 프레임의 전송 후 타이머를 가동 시킨다.
- S가 에러를 포함한 손상된 정보 프레임을 수신하거나, P가 에러를 포함한 ACK 프레임을 수신하면 이를 폐기한다.
- 미리 정해진 시간 동안 ACK 프레임을 수신하지 못하면 P는 정보 프레임을 재전송 한다 - (ii)항 참조.
- ACK 프레임에 에러가 발생하면 S는 이미 수신완료한 정보 프레임을 다시 수신하게 되며, 이를 폐기 한다 - (iii)항 참조.

그림의 (i)항에 나타나 있듯이 P는 프레임의 전송을 개시한 후 다음 프레임의 전송 전에 최소한의 대기시간 이상 기다려야 한다. 최소한의 대기시간은 정보 프레임이 S에 의해 수신되어 처리된 후 ACK 프레임이 전송되고 처리되는 시간과 같다. P는 타이머가 종료될 때까지 ACK 프레임을 수신하지 못하면 재전송을 수행하며, 따라서 타이머의 길이는 ACK 프레임이 도착하기 전에 재전송이 발생하지 않도록 적절한 여유를 가져야 한다.

최소한의 대기시간을 구성하는 요소는 데이터링크의 형태에 따라 달라지며, 데이터링크의 전송속도와 두 통신 시스템 간 P와 S의 물리적인 거리 등에 의해 결정된다. 링크 전송용량의 이용률에 대한 개선은 S가 에러 발생 프레임 수신한 즉시 P에게 통보함으로써 확보되고, 이것은 S가 NAK (Negative acknowledgement) 프레임을 전송함으로써 구현된다.

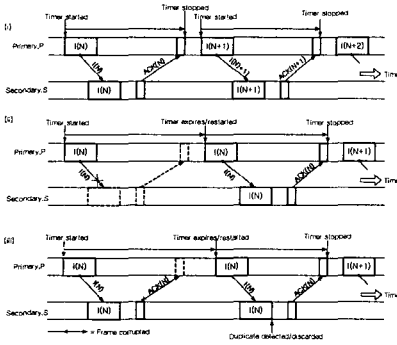


그림 2-1 휴지의 암묵 재전송.
Fig. 2-1 Implicit retransmission of idle RQ operation.

에러제어 휴지 RQ 프로토콜을 사용하는 링크의 사용 가능 용량의 링크 이용률 U 는 송신기가 프레임의 송신을 개시한 순간부터 측정되는 시간의 비율에 의해 식(1)과 같이 산출될 수 있다.

$$U = \frac{T_{ix}}{T_t} \quad (1)$$

여기서 T_{ix} 는 송신기가 프레임을 송신하는데 소요되는 시간이고 T_t 는 T_{ix} 에 송신기가 ACK 프레임이 대기 하는데 소요된 시간을 더한 시간이다. 에러제어 휴지 RQ에서의 링크 이용률을 산출하기 위해 각각의 시간요소를 그림 2-2와같이 휴지 RQ를 사용하는 거의 모든 경우에 정보 프레임을 처리하는데 소요되는 시간인 T_{ip} 와 이에 대응되는 ACK 프레임을 처리하는데 소요되는 시간 T_{ap} 는 이들이

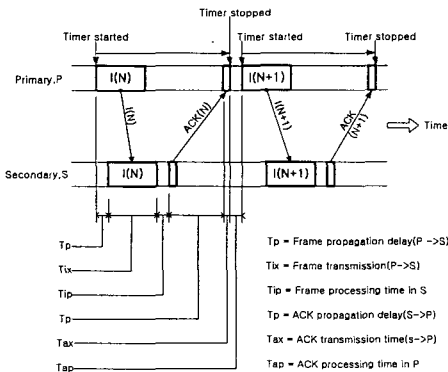


그림 2-2. 에러제어 휴지 RQ의 링크 이용률 산출
Fig. 2-2 Idle RQ link utilization schematic

각각 전송되는데 소요되는 시간인 T_{ix} 와 T_{ax} 에 비하여 짧아진다. 또한, ACK 프레임은 정보 프레임에 비하여 짧아서 T_{ax} 는 T_{ix} 에 비해 무시한다. 이에 따라 다음의 정보 프레임을 송신할 수 있을 때까지의 최소 대기시간이 $T_{ix} + 2T_p$ 로 간주할 수 있다.

이 값을 이용하여 링크 이용률 U 는 식(2)과 같이 산출된다.

$$U = \frac{T_{ix}}{T_{ix} + 2T_p} \quad \text{또는} \quad U = \frac{1}{1 + 2T_p/T_{ix}} \quad (2)$$

T_p/T_{ix} 는 기호 a 로 나타내므로 이 식은 다시 식(3)과 같다.

$$U = \frac{1}{1 + 2a} \quad (3)$$

여기서 a 는 저속의 링크 또는 그다지 길지 않은 링크에서는 비교적 적은 값을 가지며, 고속이나 긴 링크에서는 비교적 큰 값을 가지게 되어 링크의 형태에 따라 이용률은 거의 100%에서부터 적은 값까지 변화한다. 앞에서 계산된 링크 이용률은 전송 에러가 없다고 간주한 것이나 실제적으로 링크는 0이 아닌 비트 에러율을 갖는다. 따라서 하나의 프레임을 성공적으로 전송하기 위해서는 평균 N_r 횟수의 송신을 수행하여야 하며 이에 따라 링크 이용률의 산출 공식은 식(4)와 같이 보완된다.

$$U = \frac{T_{ix}}{T_r T_{ix} + 2N_r T_p} = \frac{1}{N_r \left(1 + \frac{2T_p}{T_{ix}}\right)} \quad (4)$$

N_r 의 값은 하나의 비트가 에러에 의해 손상될 확률 P 에 의해 결정된다. ACK 프레임의 경우 길이가 짧기 때문에 손상되지 않는다고 가정해도 되므로 링크의 이용률을 정의하면 식(5)와 같다.

$$U = \frac{1 - P_f}{1 - 2a} \quad (5)$$

위 식에서 에러제어 휴지 RQ 방식의 주요 장점은 최소한의 버퍼 용량으로 구현된다.

III. TCP 연결 혼잡제어

그림 3-1에서 에러제어 휴지 RQ 시간 간격 동안에 노드 j의 동작이므로 연결 i에 의해서 전송된 세그먼트는 Seg1, Seg2, Seg3, ...으로 표시되고, 시간 0에서 연결 j에 의해 전송된 세그먼트는 Seg1', Seg2', Seg3', ...이며, 노드 j는 연결 j의 k-1번째 번잡 주기로 구성되어 있는 마지막 네 개의 세그먼트를 전송한다. 이러한 세그먼트는 그림3-1과같이 Seg4'로 명명하였다. 동일한 시간에 노드 j는 반대편 연결의 m번째 번잡 주기의 첫 번째 세그먼트를 수신하고, m번째 번잡 주기의 마지막 세그먼트 t가 4에서 수신된다. 이러한 번잡 주기의 세그먼트에 대한 각각의 승인은 임의의 승인 압축 없이 즉시 노드 j로 된다.

연결 j에서 k-1번째 번잡 주기에 대한 승인은 t가 4에서 출발하기 시작한다. 첫 번째 세 개의 세그먼트에 대한 큐는 노드 j에서 설정되므로 t가 4인 시간에 집단화 되거나 마지막 세그먼트에 대한 승인은 다음 시간 슬롯에 수신된다. 첫 번째 세 개의 승인이 수신될 때 세 개의 세그먼트에 대한 큐는 즉 노드 j에서 설정된다. t가 5일 때 이러한 큐의 첫 번째 세그먼트가 전송되고 새로운 세그먼트가 승인 4'에 대한 응답으로서 추가 되어서 세 개의 세그먼트로 큐 크기를 유지한다. 큐는 t가 8일 때 완전하게 유도되어진다. t가 4에서 8까지 전송된 세그먼트는 연결 j에서 k번째 번잡 주기로 구성된다.

노드 j에서 연결 i의 m+1번째 번잡 주기의 도착은 t가 5에서 발생하고, 연결 j가 k번째 번잡 주기의 전송에서 겹쳐진다. 그러므로 연결 i가 첫 번째 세 개의 세그먼트에 대한 승인은 나중의 세그먼트 뒤에 큐잉되고, t가 8일 때 집단화되어 전송한다. 연결 j가 k번째 번잡 주기의 세그먼트에 대한 승인은 집단화 없이 t가 9일 때 도착하기 시작한다. 결과적으로 노드 j는 각각의 시간 슬롯 9, 10, 11, 12

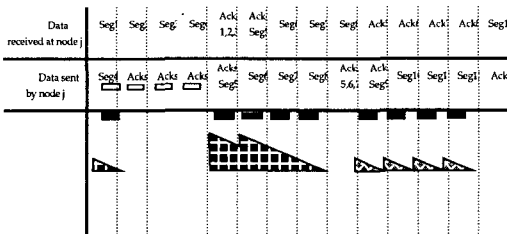


그림 3-1. 양방향 TCP 환경에서 노드 j의 동작
Fig. 3-1 Behavior of node j in a two-way TCP configuration

에서 하나의 승인을 수신하고 응답으로 세그먼트를 전송한다. 이렇게 전송된 세그먼트는 연결 j의 k+1번째 번잡 주기로 구성된다. t가 12일 때 시스템의 상태는 t가 0인 시스템의 상태와 동일하다는 것을 알 수 있으므로 동작은 반복해서 출력 링크를 출발한다.

연결 j의 효율은 $W_i + W_j > L_{ij} + L_{ji}$ 조건하에 윈도우 크기의 모든 영역에서 양방향트래픽 하에 TCP연결의 효율성을 구할 수 있다. 대칭적인 링크율을 가진 양방향트래픽에서 연결 i에 전송되므로 효율성 F_i 는 식 6과 같다.

양쪽 연결의 윈도우가 동일한 크기라는 것과 양방향에서 전과 지연이 같은 경우 $W_i=W_j=W$ 와 $L_{ij}=L_{ji}=L$ 인 경우를 고려하여 각각의 연결에 대한 효율성 F 는 단방향트래픽에서 효율 $\min(W/2L, 1)$ 과 비교하면 식 7과 같다.

$$F_i = \begin{cases} 1 & \\ \frac{2W_i}{(W_i + W_j)(L_{ij} + L_{ji})} & \\ \frac{W_i}{W_j} & \end{cases}$$

$$W_j - (L_{ij} + L_{ji}) \leq W_i \leq W_j + (L_{ij} + L_{ji}) \quad (6)$$

otherwise

Example : $W_i = W_j = 4$
 $L_{ij} = L_{ji} = 2$
 $Q_i(0) = 1$
 $Q_j(3) = 3$

$$F = \frac{W}{W+L} \quad (7)$$

윈도우 크기가 라운드 전송 네트워크를 채울 정도로 충분히 크다고 할 때 $W=2L$ 이면 각각 연결에 대한 전송 효율성은 66.67%가 된다.

IV. 시뮬레이션 결과 및 성능 개선

1. TCP 버전에 따른 대역폭 전송률

무선 네트워크에서 다양한 TCP 버전, 즉 Tahoe, Reno, Vegas, TCP Rate라고 부르는 전송률 기반에서 프로토콜 혼잡제어, TCP 연결 혼잡제어와 개선된 알고리즘과 혼

잡제어를 적용해 몇 개의 세그먼트 손실이 발생한 경우 빠른 재전송 및 복구가 매우 효과적인 해결책이 된다. 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 전송로를 채우고 응답신호를 기다린다. 이렇게 함으로서 발신노드가 중복된 응답을 수신하면 데이터가 순서에서 벗어나 도착하거나 손실됨을 확인한다.

그림 4-1, 4-2,는 TCP 각 버전에 대한 패킷의 흐름 및 TCP에 따른 대역폭의 변화한다. 그림 4-1의 시뮬레이션 결과는 TCP Tahoe 버전의 슬로우 스타트 방법을 이용한 것으로서 윈도우 크기를 4로 설정하였고, TCP 및 CBR 트래픽 서비스를 적용한 경우의 결과는 그림4-1에서 나타낸 노드 사이의 연결 혼잡이 발생하지 않음으로서 ACK 승인 압축이 처리되었다. 이는 연결 혼잡제어의 윈도우 크기 및 슬라이딩 윈도우가 노드사이의 연결을 설정함에 있어 노드의 부하가 발생하지 않음을 의미한다.

그림 4-2는 TCP Reno를 적용한 경우의 시뮬레이션 결과로서 윈도우 크기를 8로 설정하여 TCP 및 CBR 트래픽 서비스를 전송함으로서 패킷 전송 시 에러가 발생할 경우 빠른 재전송 및 복구를 담당한다. 결과에서 TCP 트래픽의 패킷 순서 28번째가 1.56×10^{-3} 시간부터 1.78×10^{-3} 까지 재전송하는 형태를 취하고 있는데, 송신 노드에서 패킷이 drop되어 정상적으로 전송되지 않았거나 또는 혼잡으로 인한 ACK 응답 신호가 송신 노드의 타임스탬프의 타이머의 설정시간 이내에 전송 패킷에 대한 응답신호가 도착하지 않아서 발생한 경우이다. 또한 윈도우 크기를 4로 설정한 경우에 비해 윈도우 크기를 8로 증가함으로서 노드 간의 패킷 전송에 대한 부하가 증가하여 혼잡이 발생되었다. 양방향 트래픽의 대역폭 지연의 값에 대한 결과 TCP 연결 효율성에서 지연이 거의 없는 처리율에 접근했다.

2. 임계 값에 의한 처리율

네트워크 구성이 단일모드 처리율 곡선을 지향하면 최고 처리율을 찾는 작업은 더 복잡하다. 네트워크 구성이 하나의 정적 처리율 상태에서 다른 상태로 전이하는 비정적인 상황에서 SSC(Selective Slope Control)를 적용하여 처리한다.

그림 4-3 (a),(b)는 비율제어 기반의 TCP 백그라운드 트

래픽 2.5Mbps, 5.0Mbps의 처리율에 대한 적극성 임계 값 함수 형태의 처리율 곡선을 나타낸 것으로서 단순 비율제어, 슬로우 스타트, 혼잡회피 및 슬로우 스타트와 혼잡회피 두 가지를 적용한 경우의 시뮬레이션 결과를 나타내고 있다. 그림 4-3 (a)에서 단순 비율제어와 슬로우 스타트는 적극성 임계값의 증가에 따라 처리율의 변화가 없는데 반해 혼잡회피와 슬로우 스타트와 혼잡회피의 두 가지 경우를 적용한 처리율은 임계값의 증가에 따라 처리율이 감소함을 알 수 있다. 이러한 결과는 무선 네트워크상에서 종단간 노드의 링크 계층에서 수행되는 링크 이용율 즉, 연결의 효율성의 저하로 인한 왕복지연 시간 증가로 인한 전체적인 처리율이 낮게 나타나고 있다.

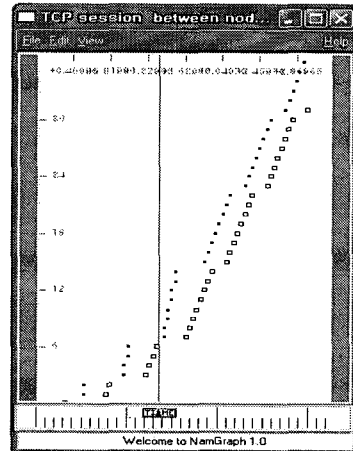


그림 4-1. TCP Tahoe 곡선
Fig. 4-1 The curve of TCP Tahoe

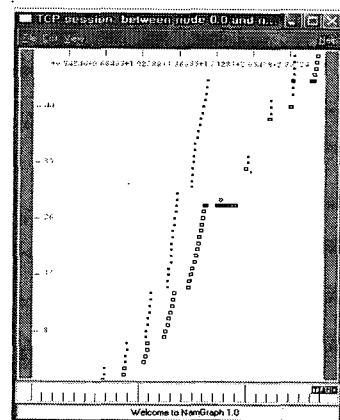


그림 4-2. TCP Reno 곡선
Fig. 4-2 The curve of TCP Reno

V. 결론

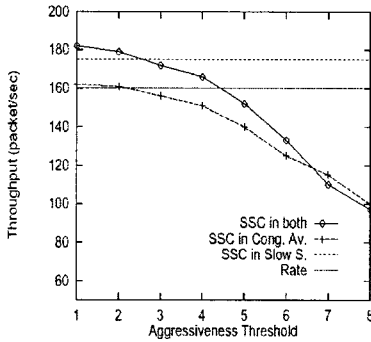
본 논문은 무선 매체에서 TCP 성능이 저하되는 원인을 분석, 개선하기 위해 전송제어 프로토콜을 응용하여 TCP 혼잡제어 개선 알고리즘으로 연구하였다. 컴퓨터 네트워크에서 프로토콜들의 모음으로 전송제어 프로토콜을 트랜스포트 계층 프로토콜 상에서 다중시간 간격으로 성능을 개선하고, 양방향 트래픽이 존재하는 곳에서 비동기 전송 모드 네트워크의 동적인 TCP 연결을 양방향 트래픽에 네트워크 경로를 통하여 동일한 종단 노드 쌍 사이의 반대 방향에서 데이터 전송이 2.5Mbps, 5.0Mbps 와 같이 연결 혼잡제어 처리율이 임계값에 의해 증가되었다. TCP 연결에서 대기시간 연결, 패킷크기, 윈도우크기와 관련하여 선택적 기율기 제어도 TCP 연결과 동일한 공정성 문제에 있어 TCP-MT 연결의 개수가 2개에서 18개로 증가하여도 대역폭은 최대-최소 측면에서 공정하게 공유되었다. TCP-MT 연결 개수가 늘어남에 따라 개별 공유 폭은 줄어들었으며, 동시에 피드백 연결 혼잡제어 수가 증가하면서 전체적으로 성능이 개선되었다.

TCP가 전송률 기반으로 제어된 채널을 통해 트래픽의 버스트 성 전송률 기반 제어가 없는 채널에서 운용되는 것을 개선 비교하였고, 무선 네트워크 노드에 의해 양방향 TCP 트래픽 연결의 효율성으로 인해 전송률 기반이 제어된 무선 네트워크 환경에서 성능 처리율이 향상되었다.

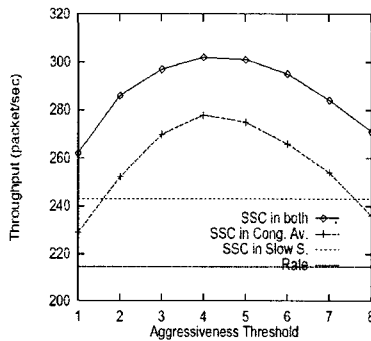
향후 무선망통합에서 데이터와 제어 패킷 량을 제어하여 QoS가 낮은 성능 처리량과 트래픽 낭비 량을 줄이는데 연구가 이루어져야 한다.

참고문헌

- [1] 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.
- [2] T. Tuan and K. Park. Multiple time scale congestion control for self-similar network traffic. *Performance Evaluation*, Vol. 36, pp. 358-386, 2004.
- [3] V. Jacobson, "Congestion avoidance and control." in *Proc., ACM SIG-COMM'98*, pp. 314-329, 1998.
- [4] E.-S. Jung and N. H. Vaidya. An Energy Ecient MAC



(a) 2.5Mbps의 처리율



(b) 5.0Mbps의 처리율

그림 4-3. TCP 비율제어. 2가지 레벨의 백그라운드 트래픽, 2.5Mbps(a), 5Mbps(b) 곡선

Fig. 4-3 TCP Rate-control. shape of throughput curve for three levels of background traffic 2.5Mbps(a), 5Mbps(b)

그림 4-3 (b)은 비율 제어된 백그라운드 트래픽의 대역폭을 5.0Mbps로 설정한 상태에서 4가지 경우의 시뮬레이션 결과를 나타내고 있다. 단순 비율제어에서 슬로우 스타트는 임계값의 증가에 따라 처리율 변화는 이루어지지 않고 있으나 처리율의 값이 2.5Mbps 값보다 높게 나타남을 알 수 있다. 또한 혼잡회피와 혼잡회피 및 슬로우 스타트를 동시에 적용한 경우의 임계값에 대한 처리율은 위로 치진 포물선의 형태 모양을 가지고 있다. 또 처리율 곡선은 임계값의 증가에 따라 증가했다가 감소하는 결과를 나타내고 있는데, 이는 종단 간 노드 큐의 크기에 따라 허용될 수 있는 부분까지 처리율 값은 증가하나, 큐에서 오버플로우가 된 상태에서 처리율 곡선은 감소한다.

Protocol for Wireless LANs. In INFOCOM 2002, June 2002.

- [5] 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 2004.
- [6] 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.
- [7] 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.
- [8] 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.

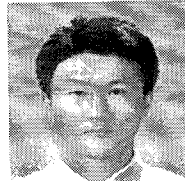
저자소개



나 상 동(Sang-Dong Ra)

1968년 조선대학교 전기공학과 졸업 (공학사)
 1980년 건국대학교대학원 전기전자공학과 졸업(공학석사)
 1995년 원광대학교대학원 컴퓨터응용 제어전공 졸업(공학박사)

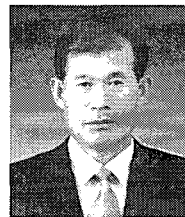
1973년~현재 조선대학교 전자.정보공과대학.컴퓨터공학부 교수
 1995년-1996년; 2001년-2002년 Dept. of Electrical & Computer Eng. Univ. of California Irvine 연구교수.
 1998년 조선대학교 정보전산원 원장 역임
 ※ 관심분야: 실시간 통신, 통신망, 신호제어, 적응신호처리 등.



나 하 선 (Ha-Sun Na)

1998년 한국항공대학교 항공전자공학과 졸업 (공학사)
 1995년 University of Colorado at Boulder, Dept. of Electrical and Computer Eng. Graduate School (공학석사)

2005년 서울대학교 대학원 전자공학과 박사과정 중퇴
 2005년 현재, 한국전파기지국(주) 기술연구소
 ※ 관심분야: 마이크로파 통신, RF 통신, 유전자 통신망 등



박 동 석(Dong-Suk Park)

1995년 광주대학교 전자계 산학과 졸업(공학사)
 2000년 조선대학교 산업대학원 졸업(공학석사)

005년~ 현재 : 조선대학교 대학원 박사과정
 1998년~ 2003년 : 전남과학대학 겸임전임강사
 ※ 관심 분야: 실시간 통신, 통신망, 이동통신.