

PCN 환경에서의 TCP 성능 분석

正會員 전 병 곤*, 이 병 기*

Performance Analyses of TCP in PCN Environment

Byung Gon Chun*, Byeong Gi Lee* *Regular Members*

※본 연구는 정보통신 연구 관리단에서 주관하는 대학 기초 연구 지원 사업으로 수행되었습니다(과제번호 : 96064-CT-12).

요 약

이 논문에서는 PCN 환경에서의 TCP 성능을 분석한다. TCP는 유선망의 환경을 고려하여 설계되었기 때문에 무선 링크사이의 나쁜 오류 환경을 극복하기 위해 데이터 링크 프로토콜이 사용된다. 이 때 데이터 링크 프로토콜과 TCP는 상호 작용을 하기 때문에 TCP의 성능에 영향을 주게 된다.

우선 무선 채널을 페이딩 채널로 모델링하고 선택적 반복 ARQ를 사용하는 경우에 대해 TCP 수율과 재전송 비율을 모의 실험을 통해 조사하였다. 그 결과 페이딩 주파수가 높고 TCP 패킷 크기가 클수록 평균 지연이 커져 수율이 낮다는 것을 알 수 있었다. 그리고 페이딩 주파수가 낮을 때는 무선 링크에서의 가변적인 지연에 의해 TCP에서 시간 만료가 발생하여 불필요한 재전송이 일어나고 무선 링크에서의 지연을 폭주로 오판하여 폭주 제어를 수행하게 되므로 수율이 감소하는 문제점이 발생함을 관찰하였다.

ABSTRACT

In this paper, we analyze the performance of the TCP connections over personal communication networks. Since the TCP is a reliable transport protocol tuned to perform well in wired networks, a data link protocol is additionally required to overcome bad error environments of wireless links. In this case it interacts with the TCP and thus influences on the TCP performance.

We investigate the throughput and retransmission rate of TCP when using the selective repeat ARQ as the data link protocol in the fading channel. As the fading frequency increases or the TCP packet length increases, the throughput gets lower due to the increase of the mean delay. When the fading frequency is low, due to the high variability of the delay in the wireless link, the TCP timer expires and spurious retransmission occurs. And the throughput decreases because the TCP takes the congestion control action by misunderstanding the delay as the congestion.

*서울대학교 전기공학부
論文番號: 96280-0906
接受日字: 1996年 9月 6日

I. 서 론

최근에 무선망은 이동 사용자에게 멀티미디어 서비스를 제공할 수 있는 PCN(Personal Communication Network)로 발전하여 왔다[1][2]. 무선 데이터 통신을 위해 사용되는 대표적인 수송 프로토콜은 기존의 유선망에서 사용되던 TCP(Transmission Control Protocol)이다[3][4]. 그러나, TCP는 낮은 오류의 유선망의 환경에 맞게 고안되었으므로, 매우 다른 오류 환경을 가진 무선 링크에서는 제대로 동작하지 않는다. 이를 보완하기 위해 여러 가지 연구들이 수행되었는데, 크게 두 가지 접근 방식으로 살펴 볼 수 있다. 첫 번째는 무선 링크에서의 국부적인 재전송을 수행하는 것이고[5][6], 두 번째는 수송 계층의 연결을 중간점에서 끊어 종단간을 두 개의 연결로 지원하는 방법이다[7][8][9]. 이 연구들은 관련된 서비스와 오류 환경에 따라 적용 범위가 다르다.

이러한 나쁜 오류 환경을 극복하고 오디오, 비디오, 데이터 등의 다양한 서비스를 원활하게 지원하기 위해서는 TCP의 종단간 오류 정정이외에도 무선 링크에서도 오류 정정을 할 수 있는 데이터 링크 프로토콜을 사용하는 것이 필요하다. 그러나 무선 링크의 단점을 보완하기 위해 데이터 링크 프로토콜을 사용한다고 해서 모든 문제가 해결되는 것은 아니다. DeSimone 등[10]의 연구에 의하면 무선 LAN에서 데이터 링크 계층과 TCP와 같은 수송 계층의 상호 작용으로 항상 수송 계층의 성능이 개선되는 것은 아니라는 실험 결과를 알 수 있다. 그러므로, 무선망에서 TCP를 효과적으로 사용하기 위해서는 이 영향을 올바르게 분석하는 것이 중요하다.

본 논문에서는 무선망을 통한 데이터 서비스시 TCP 성능을 모의 실험을 통해 살펴보고자 한다. 모의 실험을 위해서는 순방향과 역방향 채널을 페이딩 채널로 모델링하고 데이터 링크 프로토콜은 선택적 반복 ARQ를 사용할 때 TCP 수율과 재전송 비율 등을 조사하고자 한다. 이와 같은 연구는 PCN 환경에서의 데이터 전송 방안을 본격적으로 연구하기 위한 선행 연구로서 대단히 중요하며, 그 결과 여하에 따라서 실용 방안의 향방이 좌우된다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제 2 절에서는 논문의 전개를 위해서 필요한 무선 채널 모델링과 데이터

링크 프로토콜과 TCP에 대해 살펴보고자 한다. 특히 TCP의 경우는 시간 만료 알고리즘과 흐름 및 폭주 제어에 중점을 두어 살펴보고자 하겠다. 제 3 절에서는 컴퓨터 모의 실험을 통해 무선 링크에서 TCP 패킷이 겪는 지연 특성을 측정하도록 하겠다. 끝으로 제 4 절에서는 다양한 환경하에서 종단간 TCP 연결의 수율과 재전송 비율을 조사하고 이 때 발생하는 여러 현상들을 검토하도록 하겠다.

II. 무선 환경과 기본 프로토콜의 설정

본 절에서는 본 논문에서 수행할 모의 실험을 위해 무선 채널 모델링, 데이터 링크 프로토콜, TCP에 대해 살펴보고자 한다. 특히 뒷 절에서 사용할 수 있도록 TCP의 시간 만료 알고리즘과 흐름 및 폭주 제어를 자세히 살펴보기로 하겠다.

2.1 무선채널 모델링

최악의 PCN 환경을 고려하여 모의 실험을 수행하기 위해, 무선 채널을 레일리 페이딩 채널로 가정하기로 한다. 데이터 링크 프로토콜이 상위 계층인 TCP 성능에 주는 영향을 조사하는 것이 주 관심사이기 때문에 무선 채널에서 링크 패킷의 오류 여부를 표현하는 것을 모델링하기로 한다.

레일리 페이딩 모델로는 Jakes 방법에 의해 발생하는 복소수 가우시안 랜덤 프로세스를 사용하기로 한다[11]. 그러면 페이딩 프로세스 $\alpha(t)$ 의 상관관계는 $f_D|\tau|$ 에만 관계된다. 단, f_D 는 최대 도플러 주파수이고 τ 는 시간 간격이다. PCN 환경에서는 링크 용량이 크기 때문에 $f_D|\tau|$ 값이 작아, 페이딩 프로세스는 항상 상관성이 높고, 링크 패킷 오류 확률을 구하는데 있어서 같은 비트 오류 확률을 적용할 수 있다.

오류 검출 코드를 사용하는 경우, 패킷 길이를 L 이라 하면 한 링크 패킷의 오류 확률은

$$P_w(t) = 1 - \prod_{i=1}^{L-1} (1 - P_e(i)) = 1 - (1 - P_e(t))^L \quad (1)$$

이다.¹⁾ 이 때 비트 오류 확률 $P_e(t)$ 는 변조 방식에 따라 달라지는데, 가장 많이 사용하는 PSK 시스템인 경우에는

$$P_e(t) = \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\alpha(t) \sqrt{\operatorname{SNR}}) \quad (2)$$

와 같게 된다.²⁾ 여기에서 SNR은 거리에 관계된 경로 손실과 음영 페이딩을 반영한 평균 비트 신호 대 잡음 전력비이다.

이상과 같이 설명한 것들을 종합하면, 모의 실험을 위한 무선 채널은 고정된 캐리어 주파수에서 f_D 와 SNR를 정하고, f_D 에 따라 발생하는 $\alpha(t)$ 를 시간 t 에서 표본화한 다음, 사용한 시스템의 특성을 고려하여 $P_w(t)$ 를 정하고, 끝으로 링크 패킷의 오류여부를 판정하는 순으로 처리한다.

2.2 데이터 링크 프로토콜

일반적으로 무선 링크에서는 대역폭이 매우 제한되어 있기 때문에, 대역폭의 낭비를 없애고 좋은 수율을 얻기 위해서 대부분 선택적 반복(SR: Selective Repeat) ARQ를 사용한다. 모의 실험에서 사용할 SR ARQ는 다음과 같이 동작한다. SR 수신단은 받은 데이터가 올바르면 해당하는 ACK 패킷을 보내고, 오류가 발생한 데이터에 대해서는 NAK 패킷을 보내 재전송을 요구한다. 재전송은 SR 송신단에서 시간 만료가 발생하더라도 일어나게 된다. SR 송신단에서는 재전송되는 패킷에 우선 순위를 줄 수 있도록 큐(queue)를 관리하고, SR 수신단에서는 수신 패킷을 상위 계층에 순서 대로 보낼 수 있도록 데이터 링크 계층에서 재배열 처리를 해 준다.

2.3 TCP

TCP[3][4]³⁾는 망에서 폭주가 일어나 손실되거나 오류가 발생해서 버린 패킷들을 TCP 타이머의 시간 만료(timeout)를 이용하여 재전송한다.⁴⁾ 이 경우 만료 시간을 잘 결정하는 것이 중요하다. 만료 시간을 너무 크게 잡으면 폭주를 늦게 알아내게 되고 또 손실된 패킷을 재전송하는데 걸리는 시간이 오래 걸리게 된다.

반대로 너무 작게 잡으면 망의 가변 지연에 충분히 대처하지 못하여 불필요한 재전송이 일어나게 된다. 이와 같이 변화하는 망의 상황에 잘 대처하기 위하여 TCP는 왕복 지연 시간을 측정하여 망의 상황에 따라 만료 시간을 바꾸는 적응적인 알고리즘을 사용한다.

초기의 TCP는 1차 저주파 필터를 사용하여 왕복 지연 시간을 계산하고 이것을 이용하여 만료 시간을 정했기 때문에 트래픽 부하가 커지면 왕복 지연의 변화를 따라가지 못하여 불필요한 재전송을 했었다. 이러한 단점을 보완하기 위해 Jacobson은 평균 편차를 추정해 만료 시간을 결정하는데 사용하는 것을 제안하였다[13]. 즉, 측정된 왕복 시간을 $M[n]$, 추정 왕복 시간 평균을 $RTT[n]$, 추정 왕복 시간 평균 편차를 $D[n]$ 이라 할 때, 만료 시간 $RTO[n]$ 은 다음과 같은 관계식들로 주어진다.

$$RTT[n] = RTT[n-1] + g \times (M[n] - RTT[n-1]) \quad (3)$$

$$D[n] = D[n-1] + h \times (|M[n] - RTT[n-1]| - D[n-1]) \quad (4)$$

$$RTO[n] = RTT[n] + 4 \times D[n] \quad (5)$$

이 때 g 는 1/8이고 h 는 1/4이다. RTO의 초기값으로는 현재 BSD/Net3 구현의 경우에는 6초를 사용하고 있다[3].

식 (5)와 같이 만료 시간을 설정했다가 만약 패킷에 대한 ACK가 만료 시간내에 돌아오지 않으면 RTO값을 두 배로 증가시킨다. 이와 같이 패킷이 재전송되는 경우에는 재전송 후에 도착하는 ACK가 첫 번째로 보낸 패킷에 대한 것인지 후에 보낸 것에 대한 것인지 알 수 없게 되는 문제가 발생하게 된다. 이 경우에는 Karn의 알고리즘[14]을 이용해, 재전송된 패킷에 대해서는 RTT를 갱신하지 않고 변경된 만료 시간을 쓰도록 한다. 이 때 변경된 만료 시간은 처음으로 전송된 패킷에 대한 ACK가 올 때까지만 사용되고, ACK 패킷이 도착하면 RTT를 갱신하고 새로운 RTO를 계

1) 오류 정정 코드는 군집 오류 환경에서는 효과적이지 않으므로(특히, 페이딩 주파수가 낮은 경우), 여기에서는 오류 검출 코드만을 고려하기로 한다.
 2) PSK 시스템외의 시스템에서 발생하는 오류 패턴은 SNR을 조절함으로써 이와 비슷하게 만들 수 있으므로, 이 관계식은 일반적으로 적용할 수 있는 표현식이 된다.
 3) 현재 많이 사용되는 TCP 버전은 TCP Tahoe, Reno 등이다. 그리고 기존의 TCP의 단점을 보완한 새로운 TCP(예, TCP Vegas[12])가 최근에 제안되었다.
 4) TCP에서 사용되는 클럭은 하나의 TCP 연결당 한 개이고 일정 간격의 소밀도(granularity)를 지닌다.

산한다. 한편, 이와 같이 시간 만료에 의존하는 것 외에도, 만일 중복된 ACK 패킷을 세 번 더 받게 되면 빠른 재전송(fast retransmission)을 수행한다.

TCP 폭주 제어는 슬로우 스타트(slow start)와 폭주 회피(congestion avoidance)의 두 단계로 구성 된다. 슬로우 스타트 모드는 ACK 패킷을 받을 때마다 하나의 TCP 패킷 크기 만큼씩 폭주 윈도우를 증가시키는 것이다. 이것은 매 왕복 시간마다 윈도우 크기를 두 배로 키워 주게 된다. 슬로우 스타트의 한계 값에 다다르면 폭주 회피 모드로 전환된다. 폭주 회피 모드에서는 폭주 윈도우만큼 패킷을 보내야 윈도우 크기가 1만큼 늘어난다. 시간 만료가 발생하면 해당하는 패킷을 재전송하면서 폭주 윈도우의 크기를 1로 줄이고, 현재 윈도우 크기의 반을 슬로우 스타트 한계값으로 놓고 슬로우 스타트 모드로 동작하기 시작한다. 단, TCP Tahoe 버전 이후의 TCP들에는 중복된 ACK를 세 번 더 받았을 경우에 빠른 재전송과 함께 슬로우 스타트 없이 폭주 윈도우 크기를 이전 윈도우 크기의 반으로 줄이고 폭주 회피 모드로 동작하는 빠른 회복(fast recovery) 알고리즘이 있다.

Ⅲ. 무선 링크내 TCP 패킷의 지연 특성 분석

일반화된 PCN 환경을 대표하는 간소화된 구조로서 그림 1에 도시한 것 같은 유무선 링크의 연결을 고려하자. 즉, 고정 호스트는 유선망을 통해서 기지국에 연결되고 이동국은 기지국에 무선 링크를 통해서 연결되어 있다. 이 때, 고정 호스트로부터 이동국으로 데이터를 보낼 때 무선 링크가 TCP에 주는 영향을 고찰해 보기로 하자. 단, 무선 채널로는 페이딩 모델을 사용하고 기지국과 이동국 사이에는 SR ARQ를 사용한다고 가정하기로 한다. 이동국으로부터 고정 호스트나 다른 이동국으로 데이터를 전송할 때에도 이와 유사하게 검토할 수 있다.

그림 1의 유무선 통신망에 있어서 총 왕복 시간 M은 다음과 같이 표현된다.

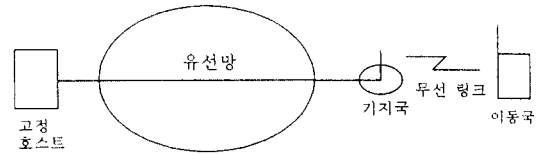


그림 1. PCN 환경에서의 유무선 링크의 연결
Fig. 1 End-to-end connection via wireless networks

$$M = \tau_w + \tau_l \tag{6}$$

$$\tau_l = \tau_{q, BS} + \tau_{q, MS} + \tau_{s, BS} + \tau_{s, MS} + \eta \tau_r \tag{7}$$

단, τ_w 는 유선망에서 소요되는 총 시간이고, τ_l ⁵⁾은 무선 링크에서 소요되는 시간이다. $\tau_{q, BS}$ 와 $\tau_{q, MS}$ 는 각각 기지국과 이동국의 큐에서 먼저 도착한 패킷들이나 재전송되어야 되는 패킷들을 서비스하기 때문에 발생하는 대기 지연을 나타내고 $\tau_{s, BS}$ 와 $\tau_{s, MS}$ 는 각각 기지국과 이동국에서 순차적으로 패킷을 상위계층으로 보내기 위한 재배열로 인해 발생하는 지연이다. τ_r 은 무선 링크의 왕복 지연이고 η 는 무선 링크에서 하나의 TCP 패킷을 성공적으로 전달하기 위해 겪는 왕복 횟수이다.

이상과 같은 여러 가지 지연 성분들 중 무선 링크에서 하나의 TCP 패킷이 수신단에 전달되기까지 발생하는 지연 특성은 TCP에의 영향 분석에 있어서 가장 중요한 요소이다. 그러므로, 여기에서는 무선 링크에서의 왕복 지연이 고정된 값이라고 가정하고, 하나의 TCP 패킷을 성공적으로 보내는 데 걸리는 평균 시도 횟수와 표준 편차, 그리고 시도 횟수 분포 등의 지연 특성을 모의 실험을 통해 조사해 보도록 하겠다.

모의 실험을 위해, 무선 링크의 용량은 차세대 이동통신 시스템에서 사용 예상되는 2.16Mbps를, 반송파 주파수는 1.8GHz로, 링크 패킷의 크기는 54B로, 무선 링크의 왕복 시간(τ_r)과 링크 계층의 타임아웃 시간은 80ms로 각각 가정하기로 한다[1][15]. 이와 같은 상황에서 페이딩 주파수(f_b)와 TCP 패킷 길이(L_p), SNR를 변화시키면서 시도 횟수 η 의 평균과 표준 편차를

5) 무선 링크에서의 왕복 시간은 다중 접속(multiple access) 방법에 의해 영향을 받는데, 본 논문에서는 데이터 링크 프로토콜의 오류 정정에 의한 영향을 연구하는데 집중하기 위해서 다중 접속에 의한 영향은 고려하지 않기로 한다.

측정하면 표 1에 수록한 것과 같이 나타난다.

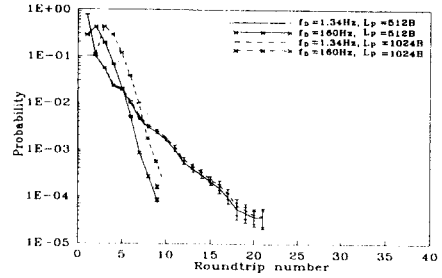
표 1. 무선 링크에서 TCP 패킷을 보내기 위한 평균 시도 횟수(표준 편차)

Table 1. Mean and standard deviation of the trial number for successfully delivering one TCP packet in the wireless link

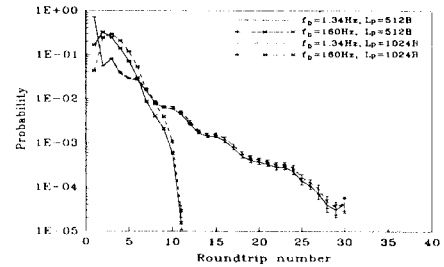
	SNR = 8dB 평균(표준 편차)	SNR = 12dB 평균(표준 편차)	SNR = 16dB 평균(표준 편차)
(a) $f_D = 1.34\text{Hz}$, $L_p = 512\text{B}$	3.485(4.761)	2.047(2.408)	1.509(1.352)
(b) $f_D = 1.34\text{Hz}$, $L_p = 1024\text{B}$	3.768(5.034)	2.153(2.539)	1.555(1.420)
(c) $f_D = 160\text{Hz}$, $L_p = 512\text{B}$	4.441(2.196)	2.787(1.415)	2.132(1.018)
(d) $f_D = 160\text{Hz}$, $L_p = 1024\text{B}$	5.459(2.147)	3.412(1.440)	2.582(1.041)

표 1을 살펴보면, SNR이 높아질수록(즉, 무선 채널의 상태가 좋아질수록) 시도 횟수의 평균과 표준 편차가 작아짐을 알 수 있다. 표 1(a), (b)는 페이딩 주파수가 작은 경우로서, 이 때에는 표준 편차가 매우 큰 것을 알 수 있다. 또 표 1(c), (d)는 페이딩 주파수가 큰 경우로서, 이 때에는 (a), (b)의 경우보다 평균 지연이 크지만 지연의 변화는 크지 않음을 알 수 있다. 그리고 TCP 패킷의 길이가 클수록 시도 횟수의 평균과 표준 편차가 커짐을 알 수 있다. 특히 페이딩 주파수가 클 때 TCP 패킷 길이에 대한 평균값의 차이가 심해지는 것을 알 수 있다.

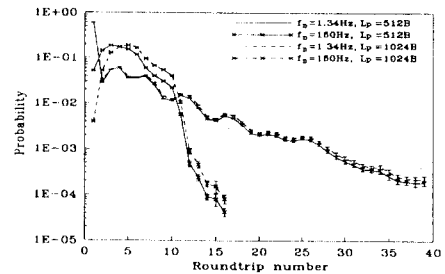
그림 2(a)~(c)는 각각 서로 다른 SNR 값에 대해서, TCP 패킷의 성공적인 전달을 위한 시도 횟수 확률 분포와 90퍼센트 신뢰 구간을 표시한 그림이다. 세 그림을 비교해 보면 SNR이 감소함에 따라 기울기가 완만해지는 것을 알 수 있다. 이것은 채널 상태가 나빠질수록 지연(즉, 전송 시도 횟수)이 증가함을 의미한다. 페이딩 주파수가 커지면 분포의 모양은 가장자리로 갈수록 급격히 떨어지지만, 반면에 페이딩 주파수가 작을 때에는 첫 번 전송 시도에 성공할 확률이 높고 긴 꼬리 분포를 갖는 특징을 보인다. 이로부터 페이딩 주파수가 낮을 경우에 특히 가변적인 지연의 문제가 더 심각해지는 것을 알 수 있다. 그리고 TCP



(a)



(b)



(c)

그림 2. TCP 패킷이 겪는 지연의 분포 (a)SNR = 16dB, (b) SNR = 12dB, (c)SNR = 8dB

Fig. 2 Distribution of the delay experienced by one TCP packet (a)SNR = 16dB, (b)SNR = 12dB, (c)SNR = 8dB

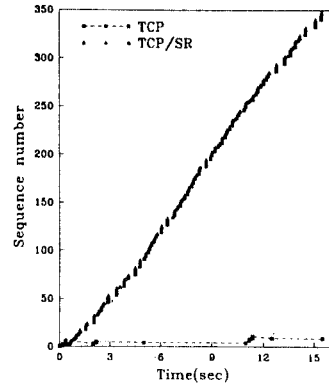
패킷 길이가 커지면 분포가 오른쪽으로 이동함을 알 수 있다. 무선 용량이 1.08Mbps와 4.32Mbps인 경우에 대해서 반복 실험한 결과, 이와 유사한 지연 특성을 보이는 것을 확인할 수 있었다.

IV. PCN 환경에서의 TCP 성능 모의 실험 분석

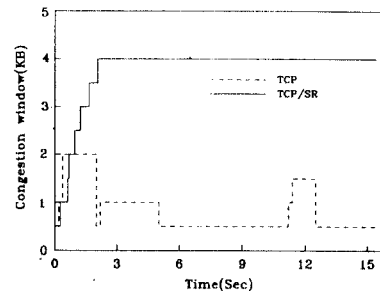
무선 채널과 데이터 링크 계층을 수행하는 기지국과 이동국을 만들기 위해 모의 실험 도구인 REAL[16]을 수정하여 사용하기로 한다. TCP는 매 데이터 패킷을 즉시 인식하도록 구현된 4.3BSD Reno 버전을 사용한다. 실험에서는 TCP의 수율과 이동국에서 받은 전송된 전체 패킷에 대한 재전송 패킷의 비로 표시되는 재전송 비율을 성능 척도로 삼기로 한다.

모의 실험에서 TCP는 항상 보낼 패킷이 있다고 가정한다. 무선 링크에 의해 TCP가 받는 영향을 조사하는 것이 주요 관심사이므로, 유선망에서 폭주에 의한 패킷 손실이 없고 유선망에서 겪는 지연이 일정하다고 가정한다. 이 모의 실험을 위해 사용한 표준 모의 실험 변수 값은 다음과 같다. 유선 용량은 140.848Mbps (=155.520Mbps×48/53Mbps), 무선 용량은 2.16Mbps, 캐리어 주파수는 1.8GHz, 링크 패킷의 크기는 54B, 무선 링크에서의 왕복 시간(τ_r)은 80ms, 유선망에서의 지연은 WAN을 고려하여 100ms로 둔다[1][5][15]. 이를 토대로 하여 페이딩 주파수(f_D), SNR, TCP 패킷 크기(L_p), TCP 윈도우 크기(S_w), TCP 클럭의 소밀도(t_g :granularity) 등을 변경시켜 가면서 실험을 수행하도록 한다.

먼저, 무선 환경에서 TCP만 사용하는 경우와 이에 덧붙여 무선 링크에서 SR ARQ를 추가로 사용할 경우에 어떤 특성의 차이를 보이는가 살펴보았다. 이때 페이딩 주파수는 160Hz, SNR은 18dB, TCP 윈도우 크기는 4kB, TCP 패킷 크기는 512B로 두고 모의 실험하여 순서 번호와 폭주 윈도우 크기를 측정된 결과, 그림 3과 같은 특성을 얻었다. 그림 3(a)의 패킷 순서 번호를 살펴보면, TCP에 추가하여 무선 링크에 SR ARQ 프로토콜을 사용하는 경우(즉, TCP/SR)에는 경사가 선형적으로 증가하지만, TCP만 사용할 경우(즉, TCP)에는 경사가 거의 평평한 것을 알 수 있다. 이것은 TCP/SR은 성공적으로 패킷을 보내지만, TCP인 경우에는 제대로 동작하지 못 한다는 것을 보여준다. 그림 3(b)의 폭주 윈도우 크기를 살펴보면 TCP의 경우에는 폭주 윈도우가 작은 값을 유지하지만 TCP/SR의 경우는 폭주 윈도우가 큰 값을 유지하는 것을 알 수 있다. 이 모의 실험과 다른 환경에서의 여러 모의 실험들을 통하여 무선망에서 TCP만 사용



(a)



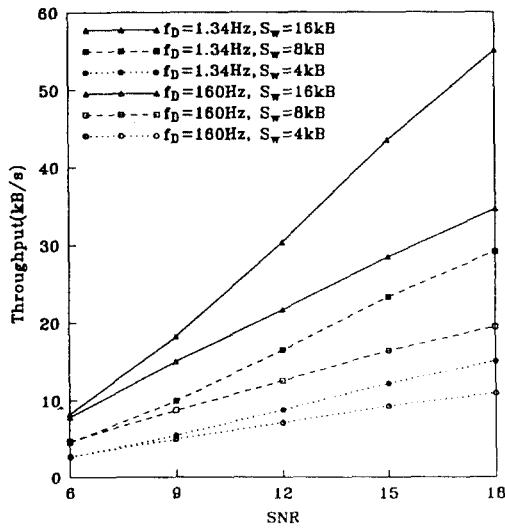
(b)

그림 3. TCP와 TCP/SR의 성능비교 ($f_D = 160$ Hz, SNR = 18 dB, $S_w = 4$ kB, $L_p = 512$ B) (a) 패킷 순서 번호, (b) 폭주 윈도우 크기

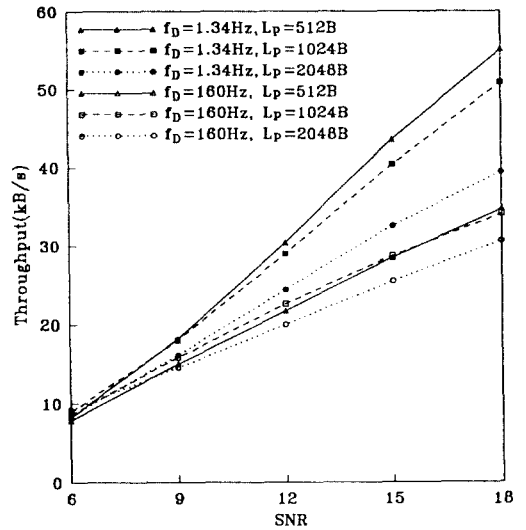
Fig. 3 Performance comparison of TCP and TCP with selective repeat(i.e., TCP/SR) ($f_D = 160$ Hz, SNR=18 dB, $S_w = 4$ kB, $L_p = 512$ B) (a) packet sequence number, (b) congestion window size

하는 것은 부적합하다는 결론을 얻을 수 있다. 그러므로, 앞으로의 실험에서는 TCP/SR의 경우에 대해서만 살펴보도록 하겠다.

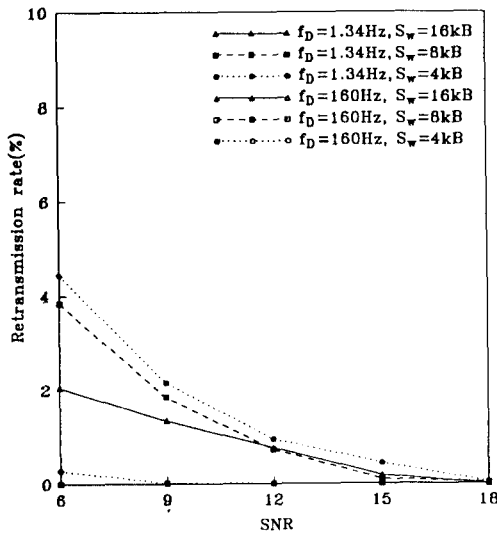
이어서, TCP의 수율과 재전송 비율을 모의 실험 측정된 결과, 그림 4~7과 같은 특성을 얻었다. 이들 실험 결과는 모두 500s의 모의 실험을 여러 번 반복하여 평균을 취한 값이다. 각 그림들은 TCP 클럭의 소밀도, 페이딩 주파수, TCP 윈도우 크기, TCP 패킷 크기 등을 바꾸어 가면서 실험한 것이다. 그림 4와 그림 5는 TCP 클럭의 소밀도 값이 500ms일 경우이고, 그림 6과 그림 7은 TCP 클럭의 소밀도 값이 5ms인 경우이다.



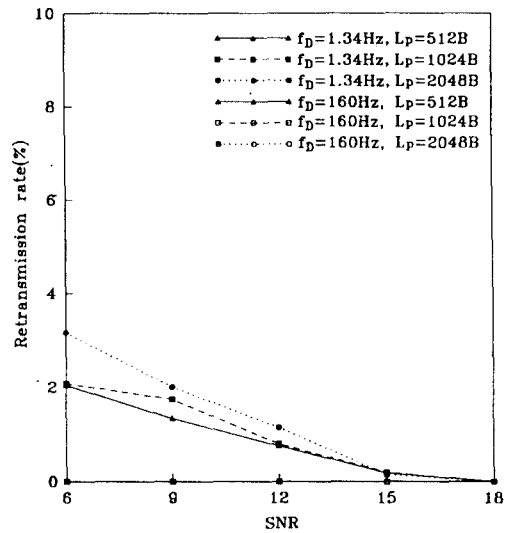
(a)



(a)



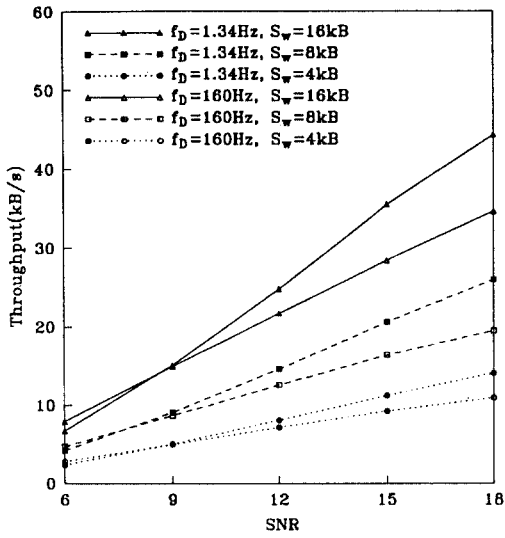
(b)



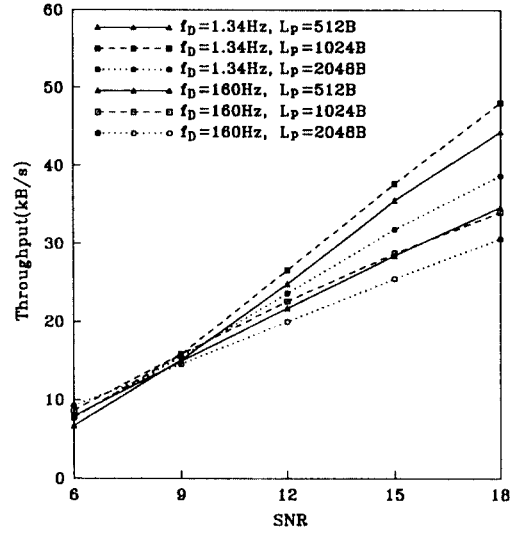
(b)

그림 4. 페이딩 주파수에 따른 TCP 수율 및 재전송 비율 ($t_g=500\text{ms}, L_p=512\text{B}$) (a) 수율, (b) 재전송 비율
Fig. 4 Throughput and retransmission rate of the TCP according to the fading frequency ($t_g=500\text{ms}, L_p=512\text{B}$) (a) throughput, (b) retransmission rate

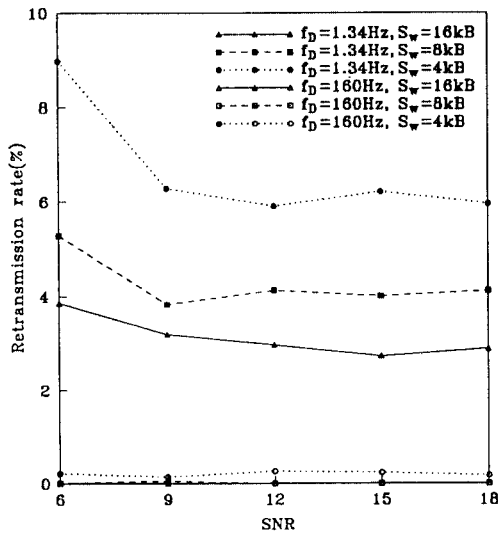
그림 5. TCP 패킷 길이에 따른 TCP 수율 및 재전송 비율 ($t_g=500\text{ms}, S_w=16\text{kB}$) (a) 수율, (b) 재전송 비율
Fig. 5 Throughput and retransmission rate of the TCP according to the TCP packet length ($t_g=500\text{ms}, S_w=16\text{kB}$) (a) throughput, (b) retransmission rate



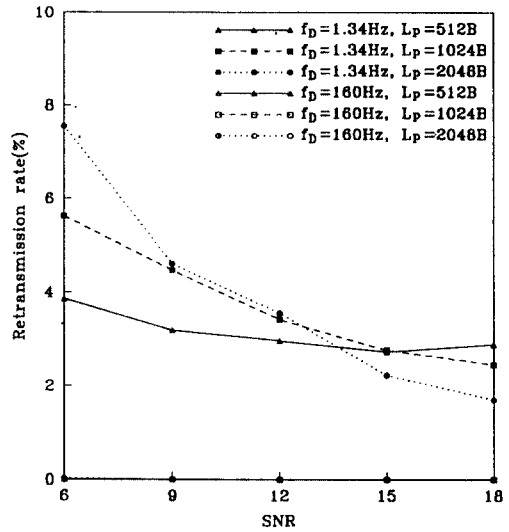
(a)



(a)



(b)



(b)

그림 6. 페이딩 주파수에 따른 TCP 수율 및 재전송 비율 ($t_s=5ms, L_p=512B$) (a) 수율, (b) 재전송 비율

Fig. 6 Throughput and retransmission rate of the TCP according to the fading frequency ($t_s=5ms, L_p=512B$) (a) throughput, (b) retransmission rate

그림 7. TCP 패킷 길이에 따른 TCP 수율 및 재전송 비율 ($t_s=5ms, S_w=16kB$) (a) 수율, (b) 재전송 비율

Fig. 7 Throughput and retransmission rate of the TCP according to the TCP packet length ($t_s=5ms, S_w=16kB$) (a) throughput, (b) retransmission rate

그림 4는 페이딩 주파수(f_D)가 1.34Hz와 160Hz일 때, TCP 윈도우 크기(S_w)를 16KB, 8KB, 4KB로 바꾸어 가면서 실험한 것이다. 그림 4(a)로 부터 페이딩 주파수가 클수록 수율이 낮은 것을 볼 수 있는데 이것은 무선 링크를 통해 TCP 패킷을 보내는데 걸리는 평균 시간이 길기 때문이다. 그림 4(b)의 재전송 비율을 살펴보면 페이딩 주파수가 커지면 재전송이 거의 일어나지 않고 페이딩 주파수가 작고 채널 상태가 나쁠수록(즉, SNR이 작을수록) 재전송이 많이 발생하는 것을 볼 수 있다. 그리고 채널의 상태가 좋은 경우에는 재전송이 거의 발생하지 않는 것을 볼 수 있는데, 이것은 사용한 TCP 클럭이 거칠기(즉, 소밀도 값이 크기) 때문이다.

그림 5는 윈도우 크기를 16KB로 고정시키고 TCP 패킷의 크기에 대한 영향을 관찰한 것이다. 이 경우 TCP 패킷의 크기가 커짐에 따라 수율이 떨어지는 것을 볼 수 있다. 따라서 무선망에서 데이터 서비스를 하기 위해서는 작은 크기의 TCP 패킷을 사용하는 것이 바람직함을 알 수 있다.

그림 6과 그림 7은 TCP 클럭의 소밀도 값이 5ms인 경우에 대한 실험 결과이다.⁶⁾ 그러나 그림 6, 7의 결과를 그림 4, 5의 결과와 비교하면, 무선 링크에서 데이터 링크 프로토콜을 사용할 때에는 클럭이 정밀해짐에 따라 지연의 변화에 대한 영향을 많이 받게 되어 재전송 비율이 늘어나고 수율이 감소하는 것을 알 수 있다. 그리고, 그림 6, 7에 의하면 페이딩 주파수가 클 때는 정밀한 클럭을 써도 영향을 거의 받지 않는 것을 알 수 있다. 또 유선망의 지연에 의한 영향을 관찰하기 위해 유선망의 왕복 지연을 1ms(LAN환경을 나타냄)와 500ms로 놓고 각각 모의 실험을 수행했는데, 이와 비슷한 현상을 관찰할 수 있었다. 그리고, 무선 용량이 1.08Mbps인 경우와 무선 용량이 4.32Mbps이고 무선 링크의 왕복 지연이 40ms인 경우에 대해서도 반복 실험을 하였는데, 같은 결과를 얻었다.

V. 검토 및 결론

위의 모의 실험 결과를 통하여, PCN 환경에서

TCP가 다음과 같은 성질을 갖는 것을 발견하였다. 첫째, 페이딩 주파수가 높아질수록 또는 TCP 패킷 크기가 커질수록 수율은 감소한다. 둘째, 페이딩 주파수가 낮을 때는 TCP는 비정상적으로 동작하게 된다. 즉, 불필요한 재전송이 일어나고 수율이 감소하게 된다.

이에 대한 이유는 다음과 같이 설명할 수 있다. TCP 성능은 RTT와 D에 관련된 RTO와 밀접하게 관련된다. 데이터 링크 프로토콜을 무선 링크에서 오류 정정을 위해 사용할 때, 측정된 종단간 왕복 지연 M은 매우 변화가 심하고, 이것은 RTT와 D의 추정에 영향을 준다. 더 자세히 설명하면, TCP 패킷이 무선 링크에서 성공적으로 전송되면 만료 시간은 작은 값으로 설정된다. 그런데, 만료 시간이 작은 값으로 설정된 후 채널이 감화 구간일 때 TCP 패킷이 무선 링크로 전송되면 TCP 패킷은 무선 링크에서 긴 왕복 지연을 겪게 되고, 지연된 ACK에 의해 TCP 시간 만료가 발생할 것이다. 따라서 불필요한 재전송을 야기하게 되고, 결국 지연을 폭주로 오판하여 비정상적인 폭주 제어를 수행하게 되는 것이다.

위의 과정에서 재전송된 패킷은 데이터 링크 계층에서는 의미가 있지만, 응용 계층에서는 불필요한 데이터가 되므로 망의 자원을 낭비할 뿐이다. 또, 오판된 폭주 제어는 전송을 위해 사용할 수 있는 망의 자원이 있음에도 불구하고 패킷 전송을 막아 TCP 수율을 감소시키는 결과를 낳는다. 그러므로, 무선망에서 TCP를 사용할 때에는 이와 같은 현상들에 대한 개선 방안을 먼저 강구해야만 하겠다.

참고 문헌

1. D. Raychaudhuri and N. D. Wilson, "ATM-based transport architecture for multiservices wireless personal communication networks," *IEEE J. Selected Areas Commun.*, vol. 12, no. 8, pp. 1401-1414, Oct. 1994.
2. B. Jabbari, et al., "Network issues for wireless communications," *IEEE Commun. Mag.*, vol. 33, no. 1, pp. 88-89, Jan. 1995.

6) 최근 연구에 의하면 고속망에서의 TCP 클럭의 소밀도 값이 크면 만료 시간이 정확하지 않아 손실 검출이 늦어지기 때문에 수율이 급격히 감소한다[17][18]. 그러므로 정밀한 TCP 클럭이 요구된다.

3. W. R. Stevens, TCP/IP Illustrated, Volume 1, Addison-Wesley, 1994.
4. W. R. Stevens, TCP/IP Illustrated, Volume 2, Addison-Wesley, 1995.
5. S. Paul et al., "An asymmetric protocol for digital cellular communications," *IEEE INFOCOM '95*, pp. 1053-1062, 1995.
6. E. Amir et al., "Efficient TCP over networks with wireless links," in *Proc. HotOS-V*, May 1995.
7. A. Bakre and B. R. Badrinath, "I-TCP: Indirect TCP for mobile hosts," Technical Report DCS-TR-314, Rutgers university, Oct. 1994.
8. M. Kojo et al., "Connecting mobile workstations to the internet over a digital cellular telephone network," Technical Report C-1994-39, University of Helsinki, Sep. 1994.
9. R. Yavatkar and N. Bhagwat, "Improving end-to-end performance of TCP over mobile internetworks," in *Mobile 94 Workshop on mobile computing systems and applications*, Dec. 1994.
10. A. DeSimone et al., "Throughput performance of transport-layer protocols over wireless LANs," *IEEE GLOBECOM '93*, pp. 542-549, 1993.
11. W. C. Jakes, Jr., *Microwave mobile communications*, John Wiley & Sons, 1974.
12. L. S. Brakmo et al., "TCP Vegas: New techniques for congestion detection and avoidance," in *Proc. of ACM SIGCOMM '94*, pp. 24-35, 1994.
13. V. Jacobson, "Congestion avoidance and control," *ACM Computer Communication Review*, vol. 18, pp. 314-329, Aug. 1988.
14. P. Karn and C. Partridge, "Estimating roundtrip times in reliable transport protocols," in *Proc. of ACM SIGCOMM '87*, pp. 2-7, Aug. 1987.
15. C. K. Siew and D. J. Goodman, "Packet data transmission over mobile radio channels," *IEEE Trans. Veh. Technol.*, vol. 38, no. 2, pp. 95-101, May 1989.
16. S. Keshav, "REAL: A network simulator", Report 88/472, Computer Science Department, University of California at Berkeley, CA, 1988.

17. A. Romanow and S. Floyd, "Dynamics of TCP traffic over ATM networks," in *Proc. of ACM SIGCOMM '94*, pp. 79-88, 1994.
18. S. Floyd, "TCP and explicit congestion notification," *ACM Computer Communication Review*, pp. 8-23, Oct. 1995.



전 병 곤(Byung Gon Chun) 정회원
 1972년생
 1994년 2월: 서울대학교 전자공학과 졸업
 1996년 2월: 서울대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학 석사)
 1996년 3월~현재: Cadland, Inc.
 ※주관심분야: 유무선망, 통신 프로토콜, 운영 체제, 분산 시스템

이 병 기(Byeong Gi Lee) 정회원
 1951년생
 한국통신학회논문지 제 23권 제 1호 참조
 현재: 서울대학교 전기공학부 교수