

무선 링크에서 TCP 처리율 향상을 위한 Enhanced Snoop 프로토콜

정회원 조 용 범*, 준회원 원 기 섭*, 종신회원 조 성 준**

Enhanced Snoop Protocol for Improving TCP Throughput in Wireless Links

Yong-bum Cho*, Gi-sup Won*, Sung-joon Cho** *Regular Members*

요 약

Snoop 프로토콜은 유무선이 혼재된 망에서 무선 링크에서 발생하는 TCP 패킷 손실을 효과적으로 보상하여 TCP 처리율(throughput)을 향상시킬 수 있는 효율적인 프로토콜이다. 하지만, 무선 링크에서 연접한(burst) 패킷 손실이 발생하는 경우에는 지역 재전송을 효과적으로 수행하지 못하여 효율이 떨어진다는 문제점이 있다. 본 논문에서는 이러한 Snoop 프로토콜의 단점을 개선한 Enhanced Snoop(E-Snoop) 프로토콜을 제안한다. E-Snoop 프로토콜은 Snoop 프로토콜과 같이 중복 ACK 패킷 수신과 지역 재전송 타이머 만료에 의해 무선 링크에서의 패킷 손실을 인지할 수 있을 뿐만 아니라, new ACK 패킷 수신을 통해서도 패킷 손실을 인식할 수 있도록 설계되었다. 따라서, 무선 링크상의 연속한 패킷 손실을 빨리 인지하고 신속한 지역 재전송을 수행함으로써 TCP 처리율을 향상시킬 수 있다. 컴퓨터 시뮬레이션 결과 E-Snoop 프로토콜은 기존의 Snoop 프로토콜보다 TCP 처리율을 더 효율적으로 향상시킬 수 있음을 확인할 수 있었고, 특히 패킷 손실율이 높은 무선 링크에서 더 높은 성능 향상을 얻을 수 있었다.

Key Words : Snoop, TCP, throughput, wireless, retransmission

ABSTRACT

Snoop protocol is one of the efficient schemes to compensate TCP packet loss and enhance TCP throughput in wired-cum-wireless networks. However, Snoop protocol has a problem; it cannot perform local retransmission efficiently under the bursty-error prone wireless link. In this paper, we propose Enhanced Snoop(E-Snoop) protocol to solve this problem of Snoop protocol. With E-Snoop protocol, packet losses can be noticed by receiving new ACK packets as well as by receiving duplicate ACK packets or local retransmission timeout. Therefore, TCP throughput can be enhanced by fast recognition of bursty packet losses and fast local retransmissions. From the simulation results, E-Snoop protocol can improve TCP throughput more efficiently than Snoop protocol and can yield more TCP improvement especially in the channel with high packet loss rates.

1. 서 론

최근 유비쿼터스 시대를 맞아 무선을 이용한 인

터넷 사용이 점차적으로 증가하고 있다. 인터넷에서 전송 계층 프로토콜로 TCP 프로토콜이 광범위하게 사용되고 있는데, TCP 프로토콜은 전송 에러

* 한국항공대학교 대학원 정보통신공학과 (athome@hau.ac.kr)

** 한국항공대학교 항공전자 및 정보통신공학부 교수 (sjcho@hau.ac.kr)

논문번호 : KICS2005-02-069, 접수일자 : 2005년 2월 16일

※ 본 논문은 2004년도 한국항공대학교 교내 연구비 지원에 의해 이루어진 연구의 결과입니다.

율이 낮은 유선 환경을 기반으로 만들어졌기 때문에, 무선 환경과 같이 잡음이나 페이딩에 의한 전송 에러율이 높은 환경에서는 전송율이 저하되는 문제가 발생한다. 무선 링크에서 TCP 처리를 향상 위한 방안으로는 연결 분할 접근(Split Connection Approach) 방식, 종단간(End-to-End) 방식 그리고 링크 레이어(Link Layer) 재전송 방식 등이 제안되었다^[1]. 특히, 링크 레이어 재전송 방식 중 하나인 Snoop 프로토콜은 TCP의 종단간 특성을 유지하면서도 무선 링크에서의 패킷 손실에 의한 송신단에서의 불필요한 TCP 혼잡 제어의 발생을 방지하여 TCP 전송율을 매우 효과적으로 향상시킬 수 있는 가장 효과적인 방식으로 알려져 있다^[2]. Snoop 프로토콜은 무선 링크와 유선 링크의 경계가 되는 Base Station(BS)에 존재하는 Snoop agent가 지역 재전송(local retransmission)을 수행하여 무선 링크에서의 패킷 손실을 보상하는데, 지역 재전송은 TCP 수신단으로부터 중복 ACK 패킷을 수신하거나, Snoop agent의 지역 재전송 타이머가 만료되었을 경우에 수행된다. 또한, Snoop agent는 중복 ACK 패킷이 TCP 송신단으로 전달되는 것을 막아, 송신단에서 혼잡 제어를 수행하여 TCP 처리율이 저하되는 것을 방지한다. 그러나 패킷이 연속적으로 손실되는 무선 링크에서는 중복 ACK 패킷을 수신하기가 어려워져서 지역 재전송이 주로 지역 재전송 타이머 만료에 의해서 이루어지게 된다. 이럴 경우, 타이머 만료에 의한 패킷 재전송은 중복 ACK 패킷 수신에 의한 재전송보다 시간이 오래 걸리므로 TCP 전송율은 저하되게 된다. 본 논문에서는 이렇게 연접적인 패킷 손실(bursty packet loss)이 발생하는 무선 링크에서 TCP 처리율이 저하되는 Snoop 프로토콜의 단점을 개선한 Enhanced Snoop (E-Snoop) 프로토콜을 제안한다. E-Snoop 프로토콜에서는 중복 ACK 패킷 수신과 지역 재전송 타이머 만료 이외에도 수신된 new ACK 패킷의 번호를 확인하여 무선 링크에서의 연속한 패킷 손실을 인식하도록 설계되어 패킷 손실을 빨리 감지하고 지역 재전송을 신속히 수행함으로써 TCP 처리율의 저하를 방지할 수 있다. E-Snoop 프로토콜의 성능은 여러 무선 링크 환경에서 컴퓨터 시뮬레이션을 통해 평가해 보고, 기존의 Snoop 프로토콜과 비교, 분석해 본다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서는 새로 제안한 E-Snoop 프로토콜의 알고리즘에 대하여 기술하고 III장에서는 시뮬레이션에서 사용한 무선 링크의 모델링에 대해 설명한다. IV장에서는 시뮬레이

션의 모델 및 결과를 분석하고, 마지막으로 V장에서 결론을 맺는다.

II. E-Snoop 프로토콜

2.1 Snoop 프로토콜

Snoop 프로토콜은 기존의 TCP에 아무런 수정 없이, TCP의 종단간 특성을 유지하면서 BS에서의 지역 재전송을 통해 무선 TCP 전송율을 향상시키는 방법이다. Snoop 프로토콜은 링크 레이어에서 동작하는 프로토콜로서 그림 1과 같이 시스템이 구성된다.

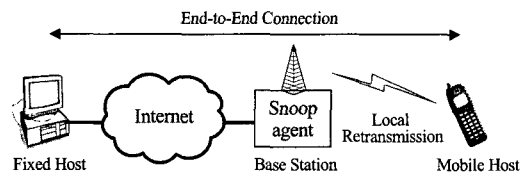


그림 1. Snoop 시스템 구성
Fig 1. Snoop system structure.

이 방법은 BS에 TCP 패킷과 ACK 패킷의 흐름을 관찰하는 Snoop agent를 두어 무선 링크에서의 패킷 손실에 의한 Fixed Host(FH)에서의 불필요한 TCP 혼잡제어가 발생되지 않도록 한다^{[1][3]}. BS에 위치한 Snoop agent는 FH에서 Mobile Host(MH)로 전송되는 TCP 패킷을 BS 내의 Snoop 버퍼에 복사, 저장한 후 MH로 전송한다. 그리고, MH로부터 수신되는 ACK 패킷의 종류에 따라서 또는 지역 재전송 타이머의 만료에 의해 지역 재전송을 수행하여 무선 링크에서의 패킷 손실을 보상한다. 자세한 사항은 참고문헌^[1]을 참고 바란다.

2.2 E-Snoop 프로토콜

혼잡 윈도우(congestion window) 안에서 연속한 패킷 손실이 발생하는 경우에는 TCP 수신단에서 중복 ACK 패킷이 생성되지 않기가 쉽다. 이런 환경에서 Snoop agent는 중복 ACK 패킷의 수신이 어렵기 때문에 지역 재전송을 주로 지역 재전송 타이머의 만료에 의해 수행하게 된다. 지역 재전송 타이머의 설정 시간값은 TCP 송신단의 재전송 타이머 설정값보다는 작지만, 지역 재전송 타이머 만료에 의한 재전송은 중복 ACK 패킷 수신에 의한 재전송에 비하면 많은 시간이 소요된다. 이 때문에 연접한 패킷 손실이 발생하는 무선 링크에서는 Snoop

프로토콜이 지역 재전송을 빠르게 수행할 수 없어 결과적으로 TCP 처리율의 저하를 초래하게 된다.

E-Snoop 프로토콜은 이러한 Snoop 프로토콜의 문제점을 보완하기 위해 지역 재전송 후 new ACK 패킷을 수신해서도 무선 링크에서의 연속적인 패킷 손실을 감지할 수 있도록 Snoop 프로토콜을 기반으로 하면서 ACK 패킷 처리 루틴을 수정하여 설계되었다. E-Snoop 프로토콜의 동작 원리는 다음과 같다.

- ▶ E-Snoop agent가 첫 번째 중복 ACK 패킷을 수신하면 무선 링크에서 손실된 패킷을 지역 재전송 한다. 지역 재전송을 수행한 후 MH로부터 new ACK 패킷을 수신하면, E-Snoop agent는 Snoop 버퍼에서 수신이 확인된 패킷들을 제거한다. 그리고 지역 재전송한 패킷 바로 전까지 MH로 전송되었던 패킷들 중에 아직 버퍼에 남아 있는 것이 있는지 확인한다. 만약, 패킷이 남아 있다면 무선 링크에서 손실된 패킷이 더 존재하는 것이기 때문에, new ACK 패킷 번호에 해당되는 패킷을 즉시 지역 재전송 한다.

그림 2는 E-Snoop agent가 ACK 패킷을 수신 했을 때의 처리 과정을 보여주고 있다. 그림 2에서 점선으로 표시된 부분은 기존의 Snoop 프로토콜의 ACK 패킷 처리 루틴에 추가된 부분이다. E-Snoop 프로토콜에서는 last_pkt라는 변수를 새로 정의해 사용함으로써, 지역 재전송한 패킷에 대한 new ACK 패킷을 수신했을 때에 무선 링크에서 연접하여 발생한 패킷 손실을 인지할 수 있도록 하였다. 여기서, last_pkt은 Snoop 버퍼에 저장된 가장 큰 패킷 번호를 나타낸다.

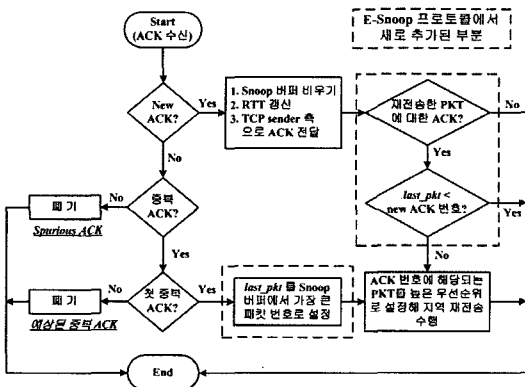


그림 2. E-Snoop agent의 ACK 패킷 처리 절차
Fig 2. ACK packet process of E-Snoop agent.

E-Snoop agent는 수신된 ACK 패킷의 종류에 따라 다음과 같이 각각 다른 절차를 수행하게 된다.

2.2.1 중복 ACK (Duplicate ACK)

중복 ACK 패킷은 이전에 수신한 ACK 패킷과 번호가 같은 패킷이다. 중복 ACK 패킷은 손실된 패킷 번호보다 큰 번호의 패킷이 MH에 수신된 경우 발생하기 때문에 중복 ACK 패킷의 번호를 통하여 손실된 패킷의 번호를 알 수 있다. 중복 ACK 패킷의 종류와 E-Snoop agent의 상태에 따라 다음 경우 중 하나가 수행된다.

(경우 1) 중복 ACK 패킷 번호에 해당되는 패킷이 Snoop 버퍼에 없거나 FH에서 재전송한 패킷에 대한 ACK 패킷일 경우

: E-Snoop agent는 FH로 중복 ACK 패킷을 전달한다.

(경우 2) 예상하지 못한 중복 ACK 패킷을 수신한 경우

: 이것은 일반적으로 첫 번째 중복 ACK 패킷을 수신했을 경우이다. 우선 E-Snoop agent는 손실된 패킷(중복 ACK 패킷 번호에 해당하는 패킷)의 우선순위를 높게 하여 가능한 빨리 지역 재전송 한다. 그리고 손실된 패킷으로 인해 발생할 수 있는 중복 ACK 패킷의 최대 개수를 계산해 둔다. 마지막으로 Snoop 버퍼에 저장된 패킷들의 번호 중 가장 큰 번호를 last_pkt 변수에 저장한다.

(경우 3) 예상된 중복 ACK 패킷을 수신한 경우

: 첫 번째 중복 ACK 패킷을 수신했을 때 이미 손실된 패킷을 재전송 했으므로 이 ACK 패킷은 폐기한다.

2.2.2 Spurious ACK

Spurious ACK 패킷은 E-Snoop agent가 마지막으로 수신한 ACK 패킷의 번호보다 작은 번호를 가지는 ACK 패킷이다. 이 경우는 거의 발생하지 않으며 E-Snoop agent는 ACK 패킷을 폐기한다.

2.2.3 New ACK

New ACK 패킷은 E-Snoop agent가 전에 수신한 적이 없는 ACK 패킷이다. 이 ACK 패킷을 수신하면 E-Snoop agent는 Snoop 버퍼에 저장되어 있는 패킷들 중 new ACK 패킷 번호보다 작은 번호를 가지는 패킷들은 MH로 올바르게 전송되었다고 판단되어 버퍼에서 제거된다. 그리고 ACK 패킷을

FH로 전달한다. E-Snoop agent는 new ACK 패킷의 종류와 E-Snoop agent의 상태에 따라 다음 경우 중 하나의 추가 동작을 수행하게 된다.

(경우 1) New ACK 패킷이 재전송한 패킷에 대한 ACK 패킷이 아닌 경우

: 이 경우는 일반적인 경우이므로 추가 동작을 하지 않는다.

(경우 2) New ACK 패킷이 재전송한 패킷에 대한 ACK 패킷이면서, 'last_pkt < new ACK 패킷 번호' 인 경우

: 지역 재전송을 통해 손실된 패킷을 잘 보상하고, 손실된 패킷 이후의 Snoop 버퍼에 저장되어 있던 모든 패킷들이 MH에 성공적으로 전송된 경우이다. 추가 동작은 하지 않는다.

(경우 3) New ACK 패킷이 재전송한 패킷에 대한 ACK 패킷이면서 'last_pkt ≥ new ACK 패킷 번호' 인 경우

: 재전송한 패킷에 대해 new ACK 패킷이 수신되었다는 것은 재전송한 패킷이 MH로 잘 전송되었음을 의미 한다. 하지만, new ACK 패킷 번호보다 last_pkt 이 큰 경우는 E-Snoop agent가 MH로 전송한 패킷들(Snoop 버퍼에 저장된 패킷들) 중에 무선 링크에서 손실된 패킷이 더 존재한다는 것을 의미한다. 즉, 무선 링크에서 몇 개의 패킷이 손실되었는지는 알 수는 없지만, 손실된 패킷 중 가장 첫 번째 패킷(작은 번호를 가지는 패킷)은 new ACK 패킷 번호에 해당되는 패킷이라는 것은 알 수 있다. 따라서, E-Snoop agent는 Snoop 버퍼에 저장되어 있는 new ACK 패킷 번호에 해당되는 패킷을 우선 순위를 높게 하여 즉시 지역 재전송 한다.

그림 3은 TCP에서 일반적으로 널리 사용되고 있는 지연 ACK(delayed acknowledgment) 방식을 사용했을 경우, Snoop 프로토콜과 E-Snoop 프로토콜의 동일한 연접 패킷 손실에 대한 지역 재전송 동작의 차이를 보여주고 있다.

지연 ACK 방식을 사용하였기 때문에 MH에서는 패킷을 수신한 다음에 일정 시간동안 기다렸다 ACK 패킷을 전송하게 된다. 단, 순서가 맞지 않은(out-of-order) 패킷이 수신되는 경우에는 MH에서 곧장 중복 ACK 패킷을 생성해 전송한다.

Snoop 프로토콜은 연접한 패킷 손실이 있을 경

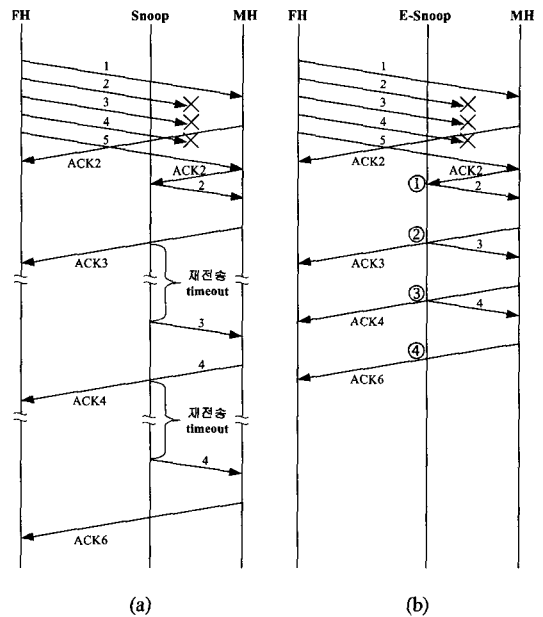


그림 3. Snoop과 E-Snoop 프로토콜의 재전송 동작 비교 ((a) Snoop, (b) E-Snoop)
Fig 3. Local retransmission schemes of Snoop and E-Snoop Protocol ((a) Snoop, (b) E-Snoop).

우 그림 3(a)와 같이 주로 지역 재전송 타이머 만료에 의한 지역 재전송을 수행함으로써 손실된 패킷을 보상하게 된다. 물론, 첫 번째 중복 ACK 패킷(ACK 2) 수신시에는 Snoop agent가 즉시 지역 재전송을 수행하게 되지만, 이후의 손실된 패킷들(3,4)에 대해서는 중복 ACK 패킷들이 수신되지 않기 때문에 지역 재전송 타이머 만료에 의해 수행된다. 따라서, 손실된 패킷들을 보상하기 위해 오랜 시간이 걸리게 되고, 상황에 따라서는 FH에서 타이머 만료에 의한 혼잡 제어가 수행될 수도 있다.

E-Snoop 프로토콜은 그림 3(b)에서 보는 바와 같이 지역 재전송을 수행한 후에 수신된 new ACK 패킷을 이용하여 무선 링크에서 추가적으로 패킷 손실이 발생했는지 여부를 판단하여 신속한 지역 재전송을 수행한다. 지역 재전송 타이머 만료 없이 지역 재전송을 수행하기 때문에, 연접한 패킷 손실을 Snoop 프로토콜에 비해 상당히 빨리 보상할 수 있다.

그림 3(b)에서 ①, ②, ③, ④시점에서 E-Snoop agent의 동작은 다음과 같다.

① 첫 번째 중복 ACK 패킷을 수신

: 즉시 중복 ACK 패킷 번호에 해당되는 패킷을 지역 재전송 한다. 그리고, 현재 Snoop 버퍼에 저장

된 패킷들의 번호 중 가장 큰 번호를 *last_pkt* 변수에 저장한다 (*last_pkt* = 5).

② 지역 재전송 후 *new ACK* 패킷을 수신

: Snoop 프로토콜의 기본적인 *new ACK*에 대한 절차를 수행 후, *new ACK* 패킷 번호와 *last_pkt* 값을 비교한다. *last_pkt* 가 더 크므로 (*last_pkt* (5) ≥ *new ACK* 번호 (3)), 즉시 *new ACK* 패킷 번호 (3)에 해당하는 패킷을 지역 재전송 한다.

③ 지역 재전송 후 *new ACK* 패킷을 수신

: ②와 동일하게 *new ACK* 패킷 번호보다 *last_pkt* 값이 더 크므로 (*last_pkt* (5) ≥ *new ACK* 번호 (4)), 즉시 *new ACK* 패킷 번호 (4)를 가지는 패킷을 지역 재전송 한다.

④ 지역 재전송 후 *new ACK* 패킷을 수신

: *last_pkt* 보다 *new ACK* 패킷 번호가 더 크므로 (*last_pkt* (5) < *new ACK* 번호 (6)), 재전송을 통해 손실된 패킷이 모두 보상된 것을 의미한다. 추가 동작은 하지 않는다.

Ⅲ. 무선 링크 모델링

본 장에서는 컴퓨터 시뮬레이션에서 사용될 무선 링크의 모델링에 대해 기술한다. 본 논문에서는 우리나라의 TTA(Telecommunications Technology Association)에 의해 표준화가 진행되고 있는 휴대 인터넷 서비스인 Wireless Broadband(WiBro) 시스템에 기반하여 시뮬레이션을 수행한다. 휴대 인터넷 시스템의 무선 링크를 모델링 하기 위해서는 무선랜(Wireless LAN) 시스템과는 달리 사용자의 이동성(mobility)에 대한 고려가 필요하다. 본 논문에서는 무선 링크를 Rayleigh 페이딩 채널로 고려하였고, 이를 two-state Markov 체인을 사용하여 모델링 한다.

3.1 페이딩 모델링

무선 링크는 페이딩에 의해 생기는 시간 상관 특성의 영향을 받는다. 즉, 현재 링크의 상태는 과거 링크의 상태와 상관성을 가지고 변화하게 된다. 상관성이 클수록 이전 링크의 상태에서 많은 영향을 받고, 상관성이 작을수록 이전 링크의 상태에서 적은 영향을 받으며 변화하게 된다. 이 상관성은 페이딩의 속도와 관련되어 있는데, 페이딩이 느리게 변할수록 시간 상관성은 커지고, 빠르게 변할수록 작아

지게 된다. 일반적으로 페이딩의 변화 속도는 정규화된 도플러 주파수(normalized Doppler frequency)로 표현되고 $f_d T$ 로 나타낸다. 여기서 f_d 와 T 는 각각 최대 도플러 편이(Doppler spread)와 패킷 전송 시간을 나타낸다. 정규화된 도플러 주파수는

$$f_d T = v \cdot T / \lambda \tag{1}$$

로 표현되는데, 여기서 v 는 이동체 속도를, λ 는 사용 신호의 파장을 나타낸다. 즉, $f_d T$ 는 이동체 속도가 빠를수록, 사용하는 주파수가 높을수록 커지게 된다. 일반적으로 $f_d T$ 는 0~0.4 사이의 값을 가지는데, $f_d T < 0.01$ 이면 느린 페이딩(slow fading), $0.01 \leq f_d T \leq 0.2$ 이면 중간 페이딩(moderate fading), $f_d T > 0.2$ 이면 빠른 페이딩(fast fading)이라 한다^[4]. 페이딩의 속도에 따라 무선 링크에서의 패킷 손실의 경향이 달라지는데, 느린 페이딩 환경에서는 연접성의 패킷 에러가 발생하고 빠른 페이딩 환경에서는 산발적인 패킷 에러가 발생한다. 즉, 패킷 손실율이 동일한 경우 무선 링크에서는 페이딩이 빠르면 패킷 손실이 산발적으로 자주 발생하고, 페이딩이 느리면 연접한 에러가 드문드문 발생한다.

그림 4는 페이딩 속도에 따른 패킷 손실 경향을 보여준다. 그림에서 각각의 칸은 TCP 패킷을 나타내며, 빗금 쳐진 칸은 손실된 패킷을 가리킨다. 그림에서 보는 바와 같이 페이딩이 느릴수록 패킷 손실이 연속적으로 발생하게 된다.

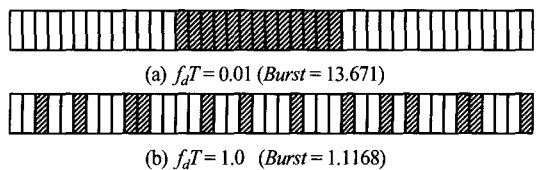


그림 4. 패킷 손실율이 동일한 경우에 $f_d T$ 의 변화에 따른 패킷 손실의 양상 (패킷 손실율 $P_E = 0.1$)
 Fig 4. Packet loss pattern according to $f_d T$ variation under the same packet error rate($P_E = 0.1$).

3.2 Two-state Markov 모델

본 논문에서는 시간 상관성이 있는 무선 링크를 TCP 레벨에서 모델링 하기 위해 two-state Markov 모델을 사용하였다^[5]. 이 모델은 간단하면서도 시간 상관성을 가지는 무선 링크를 충실히 표현할 수 있다.

Two-state Markov 모델은 그림 5와 같이 'Good' 과 'Bad' 두 개의 상태를 가지는 이진 프로세스 Markov 체인(binary process Markov chain)으로 표현될 수 있

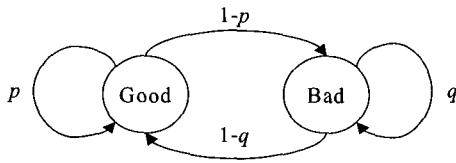


그림 5. Two-state Markov 모델
Fig 5. Two-state Markov model.

다. 모델의 간략화를 위해 패킷 기간(packet duration) 동안에는 무선 링크의 상태가 변하지 않는다고 가정한다. 그림 5에서 무선 링크가 'Good' 상태에 있을 경우에는 전송된 모든 패킷이 수신단에 손실 없이 도달하게 되고, 'Bad' 상태에 있을 경우에는 모든 패킷이 손실된다고 가정한다. Markov 체인의 상태 전이는 식 (2)와 같은 전이 확률 행렬을 따른다⁶⁾.

$$T = \begin{pmatrix} p & 1-p \\ 1-q & q \end{pmatrix} \quad (2)$$

여기서, p 는 'Good' 상태에서 'Good' 상태로, q 는 'Bad' 상태에서 'Bad' 상태로의 전이 확률을 의미하며, 이 전이 확률들은 정규화된 도플러 주파수와 시스템의 페이딩 마진(fading margin)을 가지고 계산될 수 있다⁷⁾.

3.3 휴대인터넷 시스템의 무선 링크 모델링

휴대 인터넷 시스템은 2.3 GHz 주파수 대역을 사용하며 주파수 재사용율이 1이고, 주파수 효율이 상향 링크, 하향 링크에서 각각 6과 2(bps/Hz/cell)로 설계되고 있다. 본 논문은 휴대 인터넷 시스템 규격에 준하여 사용 주파수 대역을 2.3 GHz, 하향 링크, 상향 링크의 전송속도를 각각 3 Mbps, 1 Mbps로 설정하고, TCP 패킷 크기를 1040 바이트로 가정하였다. 이렇게 설정된 파라미터들을 가지고 사용자의 이동 속도와 패킷 손실율을 변화시키면서 제안한 two-state Markov 모델의 파라미터 값들은 표 1과 같다.

표 1에서 v 는 사용자의 이동 속도, P_E 는 패킷 손실율(Packet loss rate)을, F 는 시스템의 페이딩 마진을 나타내며, $Burst$ 는 연속해서 손실되는 패킷의 수를 나타낸다. 표로부터 사용자의 이동 속도가 빨라질수록 f_dT 값이 커지고, p , q 및 $Burst$ 값은 작아짐을 확인할 수 있다. 이는 사용자의 이동 속도가 빨라질수록 페이딩이 빨라지고, 페이딩이 빨라짐에 따라 무선 링크의 상태가 자주 변하게 됨을 의미한다. 따라서, 무선 링크가 'Bad' 상태가 되더라도

표 1. P_E 와 f_dT 에 따른 Markov 파라미터 값
Table 1. Markov parameter values with different P_E and f_dT .

v (km/h)	f_dT	P_E	F	p	q	$Burst$
1.68	0.01	0.001	29.998	0.99933	0.32945	1.4913
		0.01	19.978	0.99752	0.75431	4.0701
		0.1	9.7732	0.99187	0.92685	13.671
13.42	0.08	0.001	29.998	0.99901	0.00824	1.0083
		0.01	19.978	0.99068	0.07729	1.0838
		0.1	9.7732	0.94035	0.46319	1.8629
107.33	0.64	0.001	29.998	0.99900	0.00119	1.0024
		0.01	19.978	0.99002	0.01183	1.0120
		0.1	9.7732	0.90182	0.11638	1.1317

도 곧 'Good' 상태로 천이하게 되기 때문에 연접해서 손실되는 패킷 수도 적어지게 된다. 그리고 동일한 P_E 을 가지는 무선 링크에서 페이딩이 느릴수록(f_dT 이 작아질수록) q 가 커짐을 확인할 수 있다. 예로써, $P_E = 0.1$ 인 무선 링크에서 $f_dT = 0.01$ 와 $f_dT = 0.64$ 에 대한 q 는 각각 0.92685와 0.11638이고, $Burst$ 는 각각 약 13.67개와 1.12개이다. 즉, 페이딩이 느린 $f_dT = 0.01$ 때에는 'Bad' 상태에서 'Bad' 상태로의 전이 확률이 약 92.7%로 높으므로 한번 'Bad' 상태로 진입하게 되면 계속해서 'Bad' 상태에 머무를 확률이 높게 되어서 약 13.67개의 패킷이 연속해서 손실되게 된다. 반면, 페이딩이 빠른 $f_dT = 0.64$ 때에는 q 가 약 11.6%로 낮으므로 'Bad' 상태로 진입하더라도 다음 패킷 전송 때에는 무선 링크 상태가 'Good' 상태로 천이할 확률이 훨씬 높아 연속해서 손실되는 패킷의 수가 약 1.12개가 되는 것이다. 그리고 동일한 페이딩 속도일 경우(f_dT 가 동일한 경우), P_E 가 증가할수록 패킷 손실이 연접적으로 발생함도 확인할 수 있다. 즉, 패킷 손실율이 높은 링크일수록 패킷 손실이 연속해서 발생하게 된다.

IV. 시뮬레이션 모델 및 결과

4.1 시뮬레이션 모델

본 논문에서는 컴퓨터 시뮬레이션을 위하여 버클리 소재 캘리포니아 주립대학의 Network Simulator-2 (NS-2)를 사용하였다⁸⁾.

시뮬레이션 모델은 그림 6과 같이 유선 링크에 있는 FH와 무선 링크에 있는 MH가 각각 1개인 경우에 대해서 시뮬레이션을 수행하였다. 각 노드가 한 개인 경우 데이터 링크 계층에서의 접근을 위한 경쟁

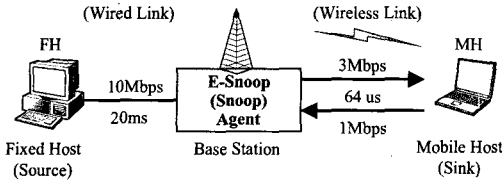


그림 6. 시뮬레이션 모델
Fig 6. Simulation model.

이 발생하지 않으므로 매체에서의 패킷 충돌에 의한 패킷 손실은 발생하지 않는다. 그러므로 무선 링크에서의 패킷 손실만이 TCP의 처리율에 영향을 주게 된다.

주로 단말은 인터넷 연결시 인터넷 망에 존재하는 서버로부터 데이터를 수신하게 되므로, 시뮬레이션 모델의 단순화를 위해 TCP 패킷의 전송은 FH에서 MH로의 전송만을 가정하였다. 유선 링크는 20 ms의 전송지연을 가지며, 무선링크는 64 μ s의 전송지연을 가진다고 가정하였다. TCP 하위의 링크 레이어로는 유선 링크에서는 10 Mbps 대역폭을 가지는 이더넷(Ethernet)을, 무선 링크에서는 2.3 GHz 휴대인터넷 시스템으로 가정하였다. 그리고 무선 링크에서의 패킷 손실은 하향 링크에서만 발생한다고 가정하였는데, 무선 링크에서의 전송지연은 매우 작고 ACK 패킷의 길이가 TCP 패킷에 비해 훨씬 짧다는 것(40 bytes 대 1040 bytes)을 고려하면 이런 가정은 타당하다⁶⁾. 전송 계층 프로토콜은 가장 많이 사용되고 있는 TCP Tahoe와 Reno를 사용하였다. 시뮬레이션 파라미터를 요약하면 표 2와 같다. 시뮬레이션은 무선 링크에서의 패킷 손실 P_E 와 정규화된 도플러 주파수 $f_d T$ 를 변화시키면서 150초 동안 수행하였고, 랜덤 시드(random seed)를 사용하여 10회 반복한 값의 평균을 취하였다. 그리고 본 논문에서는 TCP 처리율을 비교하는 척도로 FH에서 MH로 올바르게 전달된 TCP 패킷의 수를 사용하였다.

표 2. 시뮬레이션 파라미터
Table 2. Simulation parameters.

Parameter	Value
TCP Segment Size	1040 bytes
ACK Packet Size	40 bytes
Application Data Type	FTP
Transport Protocol	TCP-Tahoe / Reno
Error Model	Two-state Markov
Wired Link Bit Error Rate (BER)	0
Wireless Link BER (Good State)	0
Wireless Link BER (Bad State)	1

4.2 시뮬레이션 결과

본 절에서는 다양한 무선 링크 환경에서 Snoop 프로토콜과 E-Snoop 프로토콜을 사용했을 때의 TCP 성능을 비교 분석해 본다.

전송 계층 프로토콜로 TCP Tahoe와 TCP Reno를 채택하고, BS에 Snoop과 E-Snoop agent를 채용했을 때 패킷 손실율과 페이딩 속도에 따른 TCP 처리율의 변화는 각각 그림 7과 그림 8과 같다.

두 그림에서 보는 바와 같이 전송 계층 프로토콜로 인한 TCP 처리율의 변화는 크지 않았다. BS에 Snoop이나 E-Snoop 프로토콜이 사용되지 않은 경우에는 TCP Reno를 사용하는 경우가 TCP Tahoe를 사용할 때보다 TCP 처리율이 약간 낮았으나, 두 가지 프로토콜을 사용하는 경우에는 TCP 처리율에 차가 거의 없었다. 즉, BS에 agent를 채용할 때에는

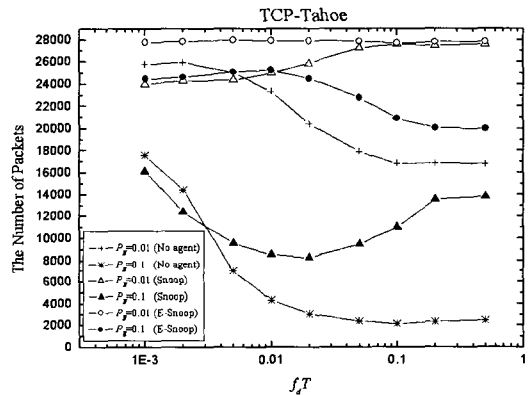


그림 7. TCP-Tahoe를 채택했을 때, P_E 와 $f_d T$ 의 변화에 따른 TCP 처리율
Fig 7. TCP-Tahoe throughput for various $f_d T$ and P_E values.

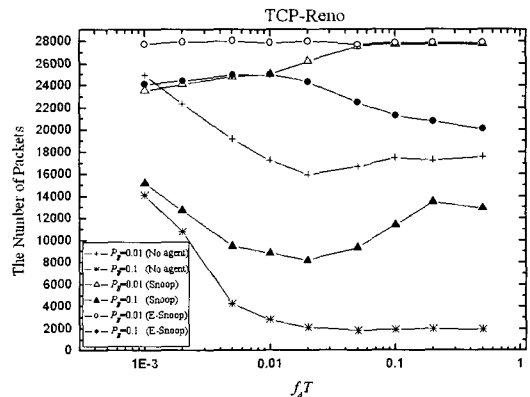


그림 8. TCP-Reno를 채택했을 때, P_E 와 $f_d T$ 의 변화에 따른 TCP 처리율
Fig 8. TCP-Reno throughput for various $f_d T$ and P_E values.

TCP의 버전(version)에 따른 TCP 처리율의 변화가 거의 없었다. TCP Tahoe와 TCP Reno의 결과가 거의 같으므로 본 장에서는 TCP Tahoe를 기준으로 시뮬레이션 결과를 분석하기로 한다.

그림 7에서 볼 수 있듯이 Snoop이나 E-Snoop 프로토콜이 BS에서 사용되지 않을 경우에는 동일한 패킷 손실을 환경에서 페이딩이 빨라질수록 TCP 처리율이 떨어지고, 처리율의 저하 정도는 패킷 손실이 큰 환경일수록 심하였다. BS에 Snoop이나 E-Snoop agent가 존재하지 않을 경우에는 무선 링크에서 발생한 패킷 손실이 TCP 송신단인 FH에서의 혼잡 제어인 slow start를 초래할 수 있다. 물론, 패킷이 손실된 이후에 FH가 중복 ACK 패킷들을 수신해서 빠른 재전송(fast retransmission)을 수행할 수도 있지만 이 경우도 혼잡 윈도우가 절반 정도로 줄어들게 되므로 TCP 처리율의 저하는 발생된다. 특히, 혼잡 윈도우가 작고, 무선 링크에서 연속적으로 패킷이 손실되는 경우에는 중복 ACK가 발생되지 않아서 FH에서 빠른 재전송이 수행되지 못하고 재전송 타임아웃(timeout)으로 인한 slow start가 시작되기 쉽다. 즉, 무선 링크에서 패킷열 손실이 자주 발생할수록 FH에서의 혼잡 제어 발생 빈도는 높아지게 된다. 그림 4에서 볼 수 있듯이 페이딩이 빨라질수록 패킷 손실이 산발적으로 자주 발생하고, 느릴수록 연접해서 가끔 발생하게 되므로 빠른 페이딩 환경에서의 TCP 처리율이 낮아지게 된다⁹⁾.

하지만, BS에서 Snoop이나 E-Snoop agent를 채용하는 경우에는 TCP 처리율에 많은 향상이 있었다. BS에 위치한 agent들은 무선 링크에서 발생한 패킷 손실들에 대해 지역 재전송을 수행함으로써 보상하고, 그 결과 FH에서 혼잡 제어가 수행되는 것을 억제하게 되므로 TCP 처리율이 향상되었다. 향상 정도는 높은 패킷 손실을 환경에서 더 컸고, E-Snoop 프로토콜을 사용하는 경우가 Snoop 프로토콜을 사용하는 경우보다 높았다.

우선 Snoop 프로토콜을 사용했을 경우의 결과에 대해 분석해 보도록 한다. 어떤 agent도 사용하지 않은 경우에 비해 Snoop 프로토콜을 사용하면 페이딩이 빠를수록(f_dT 가 클수록) TCP 처리율 향상이 컸다. 이것은 Snoop 프로토콜이 연접한 패킷 손실에 비해 산발적으로 발생하는 패킷 손실을 지역 재전송을 통해 더 잘 보상하기 때문이다⁹⁾. Snoop 프로토콜은 느린 페이딩 환경에서 발생하는 연속한 패킷 손실에 대해서는 그림 3(a)에서 보는 바와 같이 지역 재전송 타임아웃에 의해 재전송을 수행하

기 때문에 TCP 전송율의 향상 정도가 작았다. 하지만, 패킷 손실이 연접하지 않고 산발적으로 발생하는 빠른 페이딩 환경에서는 중복 ACK 패킷의 수신에 의한 지역 재전송을 통하여 대부분의 손실을 보상할 수 있으므로 상대적으로 높은 TCP 처리율 향상을 얻을 수 있다. 그리고, Snoop 프로토콜은 아주 느린 페이딩 환경($f_dT = 0.001$)에서는 오히려 순수하게 TCP 만을 사용한 경우보다 낮은 TCP 처리율을 보였다.

E-Snoop 프로토콜을 사용하는 경우에는 Snoop 프로토콜을 사용할 경우보다 훨씬 더 높은 TCP 처리율 향상을 얻을 수 있었다. $0.01 < f_dT < 0.1$ 인 환경에서는 Snoop 프로토콜의 약 2배 이상이 되는 TCP 처리율을 달성할 수 있었다. 하지만, Snoop 프로토콜과는 다르게 E-Snoop 프로토콜은 페이딩이 빠를수록 TCP 처리율의 향상은 적어졌다. 이것은 E-Snoop 프로토콜은 혼잡 윈도우내에서 연속한 패킷 손실이 발생했을 때 빠르게 지역 재전송을 수행할 수 있도록 설계되었기 때문으로, 연속한 패킷 손실이 발생하는 느린 페이딩 환경에서 보다 효율적으로 동작하게 된다.

그림 9는 Snoop과 E-Snoop agent를 BS에 적용했을 경우, MH에서 수신한 TCP 패킷의 순차 번호의 증가를 나타낸 그래프이다. 앞서 살펴본 바와 같이 E-Snoop 프로토콜을 사용하는 경우가 Snoop 프로토콜을 사용했을 때보다 같은 시간동안 더 많은 패킷을 전송할 수 있음을 확인할 수 있다. 또한 E-Snoop 프로토콜은 페이딩이 느릴수록, 그리고 Snoop 프로토콜은 페이딩이 빠를수록 더 높은 TCP 전송율을 얻을 수 있음을 확인할 수 있다.

Snoop 프로토콜의 경우 $f_dT = 0.01$ 인 환경에서는

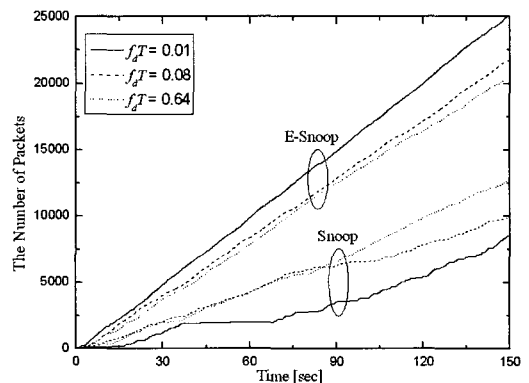


그림 9. 시간에 따른 TCP 순차 번호의 증가(TCP-Tahoe, $P_E = 0.1$)
Fig 9. Increase of TCP sequence number (TCP-Tahoe, $P_E = 0.1$).

무선 링크에서의 연속적인 패킷 손실을 빠르게 보상하지 못하기 때문에 TCP 순차 번호가 증가하지 않는 구간이 자주 발생하는 것을 볼 수 있다. 하지만, E-Snoop 프로토콜을 사용하면 new ACK를 사용하여 연속적인 패킷 손실을 신속히 인식, 빠르게 지역 재전송을 수행함으로써 TCP 순차 번호가 증가하지 않는 구간이 발생하지 않고 높은 TCP 전송율을 얻을 수 있었다.

V. 결론

본 논문에서는 유무선이 혼재된 망에서 TCP 처리율을 향상시키기 위한 E-Snoop 프로토콜을 제안하였다. Snoop 프로토콜은 유무선 통합망에서 무선 링크에서의 패킷 손실을 지역 재전송을 통해 보상하고 TCP 송신단에 알리지 않음으로써 TCP 처리율을 효과적으로 향상시켜주는 프로토콜이다. 하지만, 무선 링크에서 연접적인 패킷 손실이 발생하는 경우에는 지역 재전송 타이머 만료에 의한 비효율적인 지역 재전송을 수행하여 손실된 패킷을 보상하기 때문에 TCP 처리율이 크게 저하된다는 문제점이 있다.

본 논문에서 제안한 E-Snoop 프로토콜은 이러한 Snoop 프로토콜의 단점을 보완하기 위해 Snoop 프로토콜을 기반으로 하면서 ACK 패킷 처리 루틴을 수정하여 설계되었다. E-Snoop 프로토콜에서는 지역 재전송 후 단말로부터 수신되는 new ACK 패킷들을 이용해서 무선 링크에서 발생한 연속한 패킷 손실을 인지할 수 있으므로, 빠른 지역 재전송을 통해 Snoop 프로토콜보다 높은 TCP 처리율을 달성할 수 있다.

컴퓨터 시뮬레이션을 이용한 여러 무선 링크 환경에서의 E-Snoop과 Snoop 프로토콜의 성능 비교를 통해 E-Snoop 프로토콜이 Snoop 프로토콜보다 월등히 TCP 처리율을 높일 수 있으며, 특히 연속한 패킷 손실이 발생하는 느린 페이딩 환경에서 더 높은 성능을 발휘함을 확인할 수 있었다. 또한, TCP Tahoe와 Reno 버전에서 동일하게 E-Snoop 프로토콜을 사용시 성능 향상을 얻을 수 있었다.

E-Snoop 프로토콜은 Snoop 프로토콜과 마찬가지로 BS에서의 프로그램 수정만으로 구현이 가능하므로 기존 망에 존재하는 호스트나 단말에 어떠한 변경이 필요 없다는 장점도 가지고 있다.

참고 문헌

- [1] H. Balakrishnan, S. Seshan, and R. H. Katz, "Improving reliable transport and handoff performance in cellular wireless networks," *ACM Wireless Networks*, vol. 1, no. 4, pp. 469-481, Nov. 1995.
- [2] H. Balakrishnan, S. Seshan, and R. H. Katz, "A comparison of mechanisms for improving TCP performance over wireless links," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, no. 6, pp. 756-769, Dec. 1997.
- [3] J. Hu, G. Feng, and K. L. Yeung, "Hierarchical cache design for enhancing TCP over heterogeneous networks with wired and wireless links," *IEEE Transactions on Wireless Communications*, vol. 2, no. 2, pp. 205-217, Mar. 2003.
- [4] M. Zorzi, R. R. Rao, and L. B. Milstein, "On the accuracy of a first-order Markov model for data transmission on fading channels," *Fourth IEEE International Conference on Universal Personal Communications(ICUPC 95)*, pp. 211-215, 1995.
- [5] J. Pan, J. W. Mark, and X. Shen, "TCP performance and its improvement over wireless links," *IEEE Global Telecommunications Conference(GLOBECOM 00)*, vol. 1, pp. 62-66, 2000.
- [6] A. Chockalingam, M. Zorzi, and R. R. Rao, "Performance of TCP on wireless fading links with memory," *IEEE International Conference on Communications (ICC 98)*, vol. 1, pp. 595-600, 1998.
- [7] M. Zorzi and R. R. Rao, "Perspectives on the impact of error statistics on protocols for wireless networks," *IEEE Personal Communications*, vol. 6, no. 5, pp. 32-40, Oct. 1999.
- [8] VINT Project, "The Network Simulator ns-2," <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- [9] 조용범, 원기섭, 김영철, 조성준, "2.3GHz 휴대인터넷 무선 링크에서 페이딩의 변화에 따른 snoop 프로토콜의 성능 분석", *한국통신학회 하계종합학술발표회 논문초록집*, p. 143, 2004.

조 용 범 (Yong-bum Cho)

정회원



1996년 2월 한국항공대학교 항공
통신정보공학과(학사)

1998년 2월 한국항공대학교 항공
통신정보공학과(석사)

1996년 3월~2003년 5월 (주)스
탠더드텔레콤 주임연구원

2003년 9월~현재 한국항공대학

교 대학원 정보통신공학과 박사과정

<관심분야> Wireless TCP, Mobile IP, 이동통신

조 성 준 (Sung-joon Cho)

종신회원



1969년 2월 한국항공대학 항공통
신공학과(학사)

1975년 2월 한양대학교 대학원
전자통신공학과(석사)

1981년 3월 오사카대학 대학원
통신공학과(박사)

1972년 8월~현재 한국항공대학

교 항공전자 및 정보통신공학부 교수

<관심분야> 무선통신, 이동통신, 환경전자공학

원 기 섭 (Gi-sup Won)

준회원



2003년 2월 한국항공대학교 항공
통신정보공학과(학사)

2005년 3월~현재 한국항공대학
교 대학원 정보통신공학과 석

사과정

<관심분야> 무선네트워크, 이동
통신