

상호 연관성을 갖는 연속적인 패킷 손실에 대한 TCP 손실 복구 성능 분석

정회원 김범준*, 김석규**, 이재용**

Performance Analysis of TCP Loss Recovery for Correlated Packet Losses over Wireless Networks

Beomjoon Kim*, Seoggyu Kim**, Jaiyong Lee** *Regular Members*

요 약

처리율로 대표되는 전반적인 TCP의 성능은 패킷 손실이 발생했을 때 이를 복구하는 과정의 효율성에 의해 크게 좌우된다. 특히, 무선 링크를 통한 전송 과정에서의 비트 오류로 인해 발생하는 비 혼잡 패킷 손실은 TCP의 손실 복구 성능을 크게 저하시키는 문제점이 있다. 본 논문에서는 무선 채널에 존재하는 다중 경로 페이딩(multipath fading)에 의해서 상호 연관성을 가지고 연속적으로 발생하는 패킷 손실(correlated packet losses)에 대해 TCP 손실 복구 과정의 성능을 모델링을 통해서 분석한다. Markov 프로세스를 이용한 분석 결과를 바탕으로 전체적인 패킷 손실 확률이 매우 낮더라도 패킷 손실의 연속성이 손실 복구 차원에서의 TCP의 성능을 크게 저하시킬 수 있음을 보인다.

키워드: TCP 혼잡 제어, TCP 손실 복구, TCP 모델 분석 및 평가, 연속적인 패킷 손실, 무선 네트워크

ABSTRACT

Overall TCP performance represented by end-to-end throughput is largely dependent upon its loss recovery performance. In particular non-congestion packet losses caused by transmission errors degrade TCP performance seriously. Using Markov process, we analyze TCP loss recovery performance for correlated packet losses caused by multipath fading. The results show that loss recovery performance can be severely affected by burstiness in packet losses, even if overall packet loss ratio is very low.

1. 서론

최근 무선 데이터 전송 기술의 발전과 전자우편이나 파일 전송, 웹 검색과 같은 인터넷을 통한 응용 프로그램의 보급이 확산됨에 따라서 무선 채널을 통한 패킷 데이터 서비스의 제공 여부는 점점 중요한 문제가 되고 있다. 인터넷 상에서 가장 널리 사용되는 수송 계층 프로토콜인 TCP(transmission

control protocol)는 신뢰성이 높은 유선 네트워크 상에서 동작한다는 가정 하에 모든 패킷 손실을 네트워크 상에서 혼잡(congestion)이 발생한 것으로 간주하여 그에 대응하는 동작을 수행하도록 설계되었다^{1,5)}. 따라서, 혼잡이 아닌 다른 원인에 의해 발생하는 비 혼잡 패킷 손실 (non-congestion packet loss)이 발생하는 경우 TCP의 성능은 크게 저하되는 문제점이 있다⁶⁾. 이러한 성능 저하는 잦은 혼잡 제

* LG전자 이동통신기술연구소 표준화그룹 (beom@lge.com),

** 연세대학교 전기전자공학과 네트워크 연구실 (jyl@nasla.yonsei.ac.kr), 논문번호 : 030308-0722, 접수일자 : 2003년 7월 22일

※본 연구는 퀄컴-연세 합동 CDMA 연구 센터 (Qualcomm Yonsei CDMA Joint Research Center)지원으로 수행되었음.

(This work was supported by Qualcomm Incorporated through Qualcomm Yonsei CDMA Joint Research Center.)

논문번호 : #030308-0722, 접수번호 : 2003년 7월 22일

어로 인한 혼잡 윈도우 크기의 감소와 손실된 패킷을 재전송에 의해 복구할 수 없는 경우 빈번하게 발생하는 RTO(retransmission timeout)로 설명할 수 있다. 혼잡 윈도우 크기의 감소가 단순한 송신원의 전송율의 저하로 이어지는 반면, RTO가 발생하면 일정 시간 동안 송신원은 패킷을 전송할 수 없을 뿐만 아니라 이 후에는 혼잡 윈도우가 다시 초기화되어 slow start 상태에서 증가시켜야 하므로, RTO의 발생 여부는 TCP의 성능에 매우 큰 영향을 준다.

지금까지 많은 논문들을 통해서^{[7],[10],[13]} 무선 네트워크상의 TCP 성능은 독립적이고 랜덤한 패킷 손실에 대해서 분석되었다. 그러나, 실제 무선 전송 과정에서는 다중 경로 페이딩 (multipath fading)으로 인해서 패킷 손실의 발생 형태가 연속적인 특성을 갖는다^{[8],[9],[11]}. 본 논문에서는 상호 연관성을 가지는 연속적인 패킷 손실에 대해서 현재 구현된 BSD (Berkeley Software Distribution)들 가운데 현재까지는 가장 널리 사용되어지고 있는 TCP Reno^[2]의 손실 복구 성능을 분석한다. 패킷 손실 확률에 대한 TCP 혼잡 윈도우의 정확한 확률밀도함수를 구하는 것은 거의 불가능하기 때문에, 본 논문을 포함한 대부분의 모델링을 통한 TCP 성능 분석은 TCP 혼잡 윈도우의 변화 특성이 패킷 손실 발생을 기준으로 구분되는 주기적인 특성을 가지고 있다는 점을 이용해서 이루어진다. 이를 통해 정상 상태 (steady state)에서의 TCP 송신원의 혼잡 윈도우의 확률 분포를 Markov process를 도입하여 산술적으로 계산하는 것이 가능하다.

TCP Reno의 송신원이 손실된 패킷을 fast retransmit에 의해 복구하기 위해서는 송신원은 손실된 패킷에 대한 적어도 세 개의 중복 승인 패킷 (duplicate acknowledgement)을 수신해야 한다^{[2],[4-5]}. 세 번째 중복 승인을 수신한 송신원은 손실된 패킷을 fast retransmit에 의해 재전송 한 후, 혼잡 윈도우의 크기를 패킷 손실이 발생하기 이전 크기의 반으로 감소시킨다. 이어지는 fast recovery 동안 중복 승인이 수신될 때마다 송신원은 윈도우의 크기를 하나씩 증가시키고 만약 이때 새로이 윈도우에 포함되는 패킷들은 전송된다. 재전송된 패킷에 의해 정상적인 승인 패킷이 도착하면 fast recovery는 종료되고 송신원은 congestion avoidance 상태에서 전송을 계속 진행한다. 동일한 윈도우 내에서 다수 개의 패킷이 손실된 경우에도 TCP Reno는 손실된 패킷 각각에 대해 fast retransmit을 수행하도록 설계

되어있다. 즉, 손실된 패킷 각각에 대해서 세 개 이상의 중복 승인을 수신해야 하기 때문에 그만큼 패킷 손실들을 모두 fast retransmit에 의해 복구하는 것은 어려워진다.

II. TCP 손실 복구 과정 모델링

이번 장에서는 상호 연관성을 가지는 연속적인 패킷 손실에 대해서 TCP Reno의 손실 복구 과정의 모델링 과정에 대해서 설명한다.

1. 패킷 손실 모델

상호 연관성을 가지는 연속적인 패킷 손실을 모델링하기 위해서 다음과 같은 천이 확률을 가지는 two-state Markov Chain을 도입한다^{[8],[9],[11]}.

$$Q_c = \begin{pmatrix} p_{BB} & p_{BG} \\ p_{GB} & p_{GG} \end{pmatrix}$$

채널의 상태는 좋은 상태(good state)와 나쁜 상태(bad state)의 두 가지 상태 중 한 가지를 가질 수 있고, 만약 채널이 나쁜 상태에 있을 때 전송되는 모든 패킷들은 항상 손실된다. 채널의 상태 천이는 하나의 패킷을 전송할 때마다 이루어지는 것으로 가정한다. 천이 확률 p_{BG} 는 이전 패킷을 전송할 때 채널이 나쁜 상태에 있었다가 현재의 패킷을 전송할 때에는 좋은 상태가 되었다는 것을 의미한다. 나머지 세 개의 천이 확률 역시 비슷한 방법으로 이해할 수 있다. 만약 $p_{GB} = \alpha$, $p_{BG} = \beta$ 로 설정한다면 채널이 평균적으로 좋은 상태와 나쁜 상태에 머무르는 시간은 각각 $1/\alpha$ 와 $1/\beta$ 로 표현된다. 또한, 정상 상태에서 채널이 좋은 상태에 있을 확률을 Π_G , 나쁜 상태에 있을 확률을 Π_B 라고 했을 때 각각은

$$\Pi_G = \frac{\beta}{\alpha + \beta}, \quad \Pi_B = \frac{\alpha}{\alpha + \beta}$$

로 주어진다.

2. 손실 복구 과정

하나의 윈도우 내에서 발생한 패킷 손실의 수에 대한 TCP Reno의 성공적인 패킷 손실 복구를 위한 조건과 그에 기반한 랜덤 패킷 손실에 대한 손실 복구 확률의 유도 과정에 대해서는 이전의 연구^{[12],[13],[14]}에서 다음과 같은 가정과 정의와 함께 자세히 설명된 바 있다.

- i) 송신원은 전송해야 할 패킷들을 충분히 가지고

있어서 항상 윈도우가 허용하는 최대 개수의 패킷들을 전송한다.

ii) 수신원은 지연 승인(delayed acknowledgement)을 사용하지 않으므로 패킷을 수신할 때마다 승인 패킷을 송신원에 전달한다.

iii) 패킷 손실이 감지되기 전에 전송된 패킷들에 의한 모든 정상 승인 패킷을 수신했을 때의 윈도우의 크기를 Ω 로 나타내고 이를 손실윈도우(loss window)라고 한다^[7].

iv) 패킷 손실 과정은 '라운드' 단위로 동작하는 것으로 모델링되고^[10], Φ_i 는 손실된 패킷과 재전송 패킷을 제외한 각 i 번째 라운드에서 전송되는 패킷의 수를 나타낸다.

정상 상태에서 손실 윈도우 크기에 표준화된(normalized) TCP Reno의 손실 복구 확률을 R_R 라 했을 때

$$R_R = \sum_n \sum_{u=1}^{W_{\max}} R_R^{(n)}(u) \cdot \pi_n(u)$$

(1)로 주어진다. 여기서 $\pi_n(u)$ 는 Markov process를 통해서 얻어지는 손실 윈도우의 크기에 대한 정상 상태의 분포를, $R_R^{(n)}(u)$ 은 크기가 u 인 손실 윈도우에서 발생한 n 개의 패킷 손실이 재전송에 의해 복구되기 위한 조건을 만족할 확률을 의미한다. 그리고 W_{\max} 는 TCP 연결이 설정될 때 수신원이 공시하는 최대 윈도우의 크기로서 송신원의 혼잡 윈도우는 이보다 커질 수 없다^{[9],[4],[5]}.

랜덤 패킷 손실에 대한 경우에는 달리 상호 연관성을 가지는 패킷 손실에 대해서 $R_R^{(n)}(u)$ 을 구하는 과정에서는 패킷이 전송되는 순서가 정확하게 고려되어야 한다. 크기가 u 인 손실 윈도우 Ω 에 대해서 하나의 손실된 패킷에 대한 복구 확률 $R_R^{(1)}(u)$ 은

$$R_R^{(1)}(u) = \bar{\beta} \bar{\alpha}^{\Phi_1}$$

(2)로 주어진다. (\bar{a} 는 $1 - a$ 를 의미한다.) 즉, 패킷 손실 이후 채널은 바로 좋은 상태가 되어야 하고 이후 재전송 패킷을 포함하는 u 개의 전송이 완료될 때까지 계속 좋은 상태에 머물러 있어야 한다.

두 개의 패킷 손실에 대한 복구 확률 $R_R^{(2)}(u)$ 을 구하기 위해서는 손실된 두 개의 패킷이 연속적인 경우와 비연속적인 경우를 추가적으로 고려해야 한다. 두 개의 패킷 손실이 연속적인 경우와 그렇지 않은 경우의 복구 확률을 각각 $R_R^{(2)}(u)_{su}$, $R_R^{(2)}(u)_{ns}$ 라 했을 때, 결과적으로 $R_R^{(2)}(u)$ 는 $R_R^{(2)}(u) = R_R^{(2)}(u)_{su} + R_R^{(2)}(u)_{ns}$

$$\begin{aligned} &= \bar{\beta} \bar{\alpha}^{u+\Phi_2-2} \\ &+ \binom{u-2}{1} \alpha \bar{\beta}^2 \bar{\alpha}^{u+\Phi_2-3} \\ &= \bar{\beta} \bar{\alpha}^{u+\Phi_2-3} \{ \bar{\alpha} \bar{\beta} + (u-2) \alpha \bar{\beta} \} \end{aligned}$$

(3)로 주어진다.

세 개의 패킷 손실이 복구되기 위한 조건은 손실 윈도우의 크기뿐만 아니라 두 번째 손실된 패킷의 위치에 의해 결정된다^[13]. 왼쪽 경계가 0인 크기가 u 인 손실 윈도우에 대해서 두 번째 손실된 패킷의 오른쪽 경계를 j 라고 했을 때, 이 조건은 두 가지 경우에 대해

$$\begin{cases} \lfloor u/4 \rfloor - 3 \geq 3 & j = u - 1 \\ (j-1) + \lfloor u/4 \rfloor - u \geq 3 & 2 \leq j \leq u - 2 \end{cases}$$

로 주어진다. ($\lfloor a \rfloor$ 는 a 의 정수 부분을 의미한다.) 이 조건에 의해 세 개의 패킷 손실이 모두 복구되기 위해서는 첫 번째 손실된 패킷과 두 번째 손실된 패킷은 적어도 $u - \lfloor u/4 \rfloor + 2$ 개의 패킷만큼 떨어져 있는 경우에 한정된다는 것을 알 수 있다. 주어진 조건에 의해 $j = u - 1$ 인 경우에는 두 번째 손실된 패킷과 세 번째 손실된 패킷은 항상 연속하게 되지만, 그렇지 않은 경우에는 두 번째 손실된 패킷과 세 번째 손실된 패킷은 이웃하지 않을 수도 있기 때문에 이를 고려해야 한다. 두 번째, 세 번째 손실된 패킷이 이웃하는 경우의 수를 N_{su} , 그렇지 않은 경우의 수를 N_{ns} 라고 했을 때 결과적으로 $R_R^{(3)}(u)$ 는

$$R_R^{(3)}(u) = \begin{cases} \alpha \bar{\beta}^2 \bar{\beta} \bar{\alpha}^{\Phi_2+\Phi_3-2} & j = u - 1 \\ \alpha \bar{\beta}^2 \bar{\alpha}^{\Phi_2+\Phi_3-3} \{ N_{su} \bar{\alpha} + N_{ns} \bar{\beta} \} & \\ j_{\min} \leq j \leq u - 2 \end{cases}$$

(4)로 주어진다.

III. 수학적 분석 결과

상호 연관성을 가지는 연속적인 패킷 손실에 대해서 정상 상태에서의 손실 윈도우의 확률 분포를 구하기 위해서는 채널의 상태를 정확하게 반영하는 것이 매우 중요하다. 그러나, RTO가 발생했을 때 그 동안에는 패킷을 전송하지 않기 때문에 채널의 상태를 정확하게 반영하는 것이 불가능하다.

따라서, 본 논문에서는 손실 윈도우의 프로세스인 $\{\Omega_i\}$ 의 범위를 $\{2, 3, 4, \dots, W_{max}\}$ 로 설정하여 손실 윈도우의 크기가 1인 경우는 고려하지 않는다.

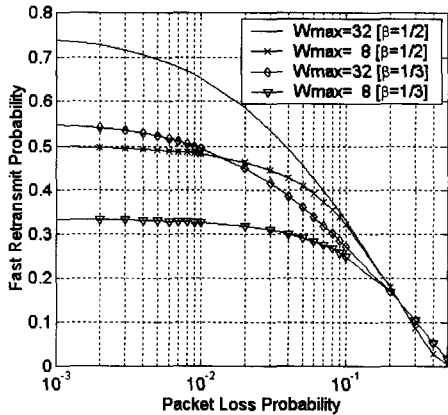


그림 1. 패킷 손실의 연속성에 따른 TCP Reno의 손실 복구 확률 비교

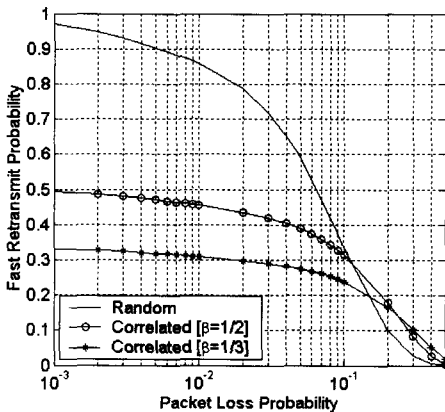


그림 2. 패킷 손실 형태에 따른 하나의 패킷 손실에 대한 손실 복구 확률 비교 ($W_{max} = 32$)

몇 번의 RTO가 반복되었는지에 대해서는 알 수 없지만, RTO 이 후에 적어도 하나의 패킷이 성공적으로 전송되었다면 그 패킷이 전송될 당시의 채널의 상태는 좋은 상태에 있었다는 것이 명확하

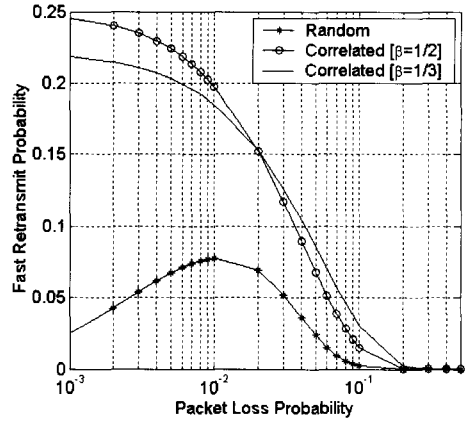


그림 3. 패킷 손실 형태에 따른 두 개의 패킷 손실에 대한 손실 복구 확률 비교 ($W_{max} = 32$)

기 때문이다. 이를 통해 RTO동안의 채널의 상태 변화와 연속적으로 발생한 RTO의 수에 관계없이 TCP 손실 윈도우의 크기 변화를 모델링하는 것이 가능하다. 중요한 점은 연속적으로 발생하는 RTO의 수는 윈도우 크기의 변화에는 전혀 영향을 주지 않는다는 것이다.

그림 1은 평균적으로 연속되는 패킷 손실의 개수와 W_{max} 에 따른 손실 복구 확률을 비교한 것이다. 연속적인 패킷 손실의 평균 길이는 β 에 의해서 결정되고 (만약 $\beta = 1/2$ 이라면 패킷 손실의 평균 개수는 두 개가 된다.) x 축은 Π_B 의 값과 일치한다. 패킷 손실의 값이 10^{-3} 로 매우 작은 값을 가질 때에도 모든 경우의 손실 복구 확률의 값이 상당히 작은 값에 분포하고 있는 것을 볼 수 있다. 이는 발생한 대부분의 패킷 손실이 패킷 손실의 연속성으로 인해 재전송에 의해서 복구될 수 없음을 반영하는 것이다. 같은 값의 W_{max} 에 대해서 패킷 손실의 연속성이 증가할수록, 즉 β 의 값이 작아질수록 손실 복구 확률 역시 낮아지는 것을 볼 수 있다. 연속적인 패킷 손실의 개수가 세 개 이상인 경우 이들을 재전송에 의해서 복구하는 것은 언제나 불가능하다는 점을 고려할 때^[13], 당연한 결과

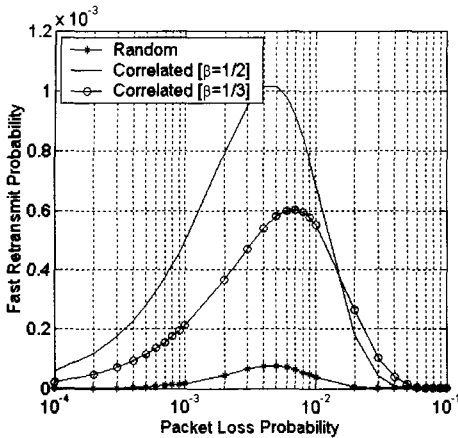


그림 4. 패킷 손실 형태에 따른 세 개의 패킷 손실에 대한 손실 복구 확률 비교 ($W_{max} = 32$)

라고 할 수 있다. 따라서 $\beta = 1/2$ 인 경우 항상 가장 큰 손실 복구 확률을 가지게 되고, β 의 값이 작아질수록 복구 확률은 줄어드는 것으로 분석할 수 있다. 두 개의 패킷 손실에 대한 복구 성능을 비교하기 위해서 W_{max} 를 각각 8과 32로 설정하였다. 두 개의 손실된 패킷이 모두 재전송에 의해서 복구되기 위한 윈도우의 최소 크기는 10이라는 점을 고려할 때 $W_{max} = 8$ 인 경우에는 두 개의 패킷 손실은 언제나 RTO를 발생시키게 된다. 랜덤 패킷 손실에 대해서 손실 복구 확률은 W_{max} 값에 거의 영향을 받지 않는 것^[13]과는 달리, 이 경우에는 상당한 영향을 받는다는 것을 볼 수 있다.

손실의 연속성과 손실 복구 성능을 좀 더 자세하게 분석하기 위해서 그림 2~4에 하나의 윈도우 내에서 발생한 패킷 손실의 개수에 따른 손실 복구 확률을 패킷 손실이 연속적으로 발생하는 경우와 랜덤하게 발생하는 경우를 비교하였다. 랜덤한 패킷 손실에 대한 손실 복구 확률은 이전의 연구^[13]에서 분석된 결과를 그대로 반영한다. 그림 2에 나타난 윈도우 내에서 하나의 패킷 손실에 대한 복구 확률, $R_R^{(1)}$ 은 패킷 손실의 연속성이 강해질수록 크게 감소하는 것을 볼 수 있다. 패킷 손실이 랜덤한 경우 하나의 윈도우에 포함되는 패킷 손실의 개수가 대부분 하나인 점을 고려할 때, TCP Reno의 손실 복구 기능은 하나의 패킷 손실에만 효율적으로 동작한다는 것을 분명하게 반영한 것으로 분석할 수 있다. 반면, 그림 3와 그림 4에 나타난 것과 같이

두 개 혹은 세 개의 패킷 손실에 대한 복구 확률은 모두 $\beta = 1/2$ 인 경우에 가장 큰 값을 보인다. 앞에서 언급한 바와 같이 하나의 윈도우에서 손실된 두 개의 패킷이 모두 재전송에 의해 복구되기 위해서는 적어도 윈도우의 크기가 10 이상이어야 하는데, 이는 하나의 패킷 손실이 윈도우의 크기가 4보다 크기만 하다면 무조건 재전송에 의해 복구가 가능한 점을 고려한다면 확률적으로 상당히 엄격한 조건이다. 결과적으로 하나의 윈도우에서 발생한 두 개의 패킷 손실에 대한 복구 확률은 최대 25%를 넘지 못하는 것을 볼 수 있다. 그림 3에서 볼 수 있듯 세 개의 패킷 손실에 대한 복구 확률은 전체적으로 매우 낮은 값을 보인다. 이는 TCP Reno에서 손실된 세 개의 패킷을 모두 재전송에 의해서만 복구하기 위한 조건은 매우 제한적이라는 점을 반영하는 것이다. 패킷 손실 확률이 일정 값보다 낮다면 하나의 윈도우가 세 개의 패킷 손실을 포함할 확률 역시 낮다. 패킷 손실 확률이 증가함에 따라서 윈도우의 크기의 감소에도 불구하고 하나의 윈도우에 세 개의 패킷 손실이 포함될 확률은 증가하기 때문에, 그림 3의 손실 복구 확률은 패킷 손실 확률이 일정 값에 이르기까지는 손실 확률과 복구 확률이 동시에 증가함을 볼 수 있다.

세 그림을 통해서 발견할 수 있는 또 다른 점은 패킷 손실 확률이 일정 값보다 커지게 되면 작은 β 에 대한 손실 복구 확률이 큰 β 에 대한 복구 확률보다 커진다는 점이다. 이는 패킷 손실 확률이 증가할수록 식 (1)으로 주어지는 손실 복구 확률의 값

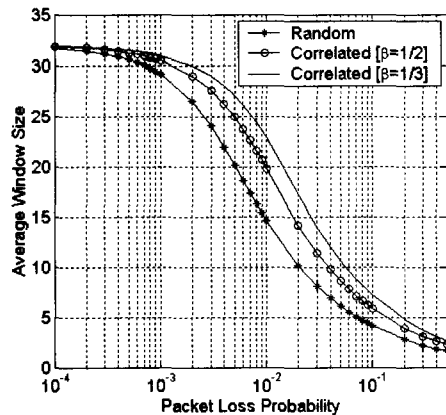


그림 5. 패킷 손실 형태에 따른 평균 윈도우의 크기 분포 ($W_{max} = 32$)

이 $R_R^{(n)}(u)$ 의 값보다는 $\pi_n(u)$ 의 값에 주로 영향을 받기 때문이다. 이 사실은 그림 5를 통해서 명확하게 설명되어 질 수 있다. 그림 5는 패킷 손실 확률에 따른 윈도우의 크기 분포를 패킷 손실 형태에 따라 비교한 것이다. 그림에서 볼 수 있듯 같은 패킷 손실 확률에 대해서 패킷 손실의 연속성이 증가할수록 윈도우의 크기는 큰 값을 갖는 것을 볼 수 있다. 이는 주어진 패킷 손실 확률에 대해서 수행되는 손실 복구 과정의 빈도에 의해 설명될 수 있다. 예를 들어서, 열 개의 패킷 손실이 분산되어 발생하는 경우에 열 번의 손실 복구 과정을 수행해야 하고 그에 따라 매번 윈도우의 크기는 감소하는 반면, 열 개의 패킷 손실이 한꺼번에 발생하는 경우 이를 재전송에 의해 복구하는 것이 불가능하다고 하더라도 윈도우의 감소는 한 번밖에 발생하지 않게 된다. 결과적으로 패킷 손실의 연속성이 클수록 윈도우의 크기를 감소시키는 손실 복구 과정의 수행의 빈도가 줄어들기 때문에 윈도우의 크기는 큰 분포를 가진다.

IV. 결론

본 논문에서는 상호 연관성을 가지는 연속적인 패킷 손실에 대해서 TCP Reno의 손실 복구 성능을 확률적으로 분석하였다. 연속적으로 발생하는 패킷 손실은 전체적인 손실 발생 확률이 매우 낮더라도 손실 복구 성능을 크게 저하시킬 수 있다는 것을 입증하였다. 추가적으로, TCP Reno의 손실 복구 과정의 특성으로 인해 패킷 손실의 연속성이 커질수록 성능 저하의 폭 역시 증가하는 것을 관찰할 수 있었다. 이 연구의 결과를 토대로 추후에는 실제 무선 채널의 비트 오류가 TCP 패킷의 연속적인 손실로 이어지지 않도록 하기 위한 기법에 대해서 연구가 요구된다.

참고 문헌

[1] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control," in *Proc. ACM SIGCOMM'88*, Aug. 1988.
 [2] V. Jacobson, "Modified TCP congestion avoidance algorithm," note sent to end2end-interest mailing list, 1990.
 [3] W. Stevens, *TCP/IP Illustrated, vol. 1 The*

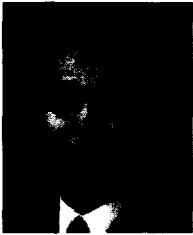
Protocols, Reading, MA: Addison-Wesley, 1997.
 [4] W. Stevens, "TCP slow start, congestion avoidance, fast retransmit, and fast recovery algorithms," RFC 2001, Jan. 1997.
 [5] M. Allman, V. Paxson, and W. Stevens, "TCP Congestion Control," RFC 2581, Apr. 1999.
 [6] H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, S. Seshan, and R. H. Katz, "A Comparison of Mechanisms for Improving TCP Performance over Wireless Links," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 5, no. 6, pp. 756-769, Dec. 1997.
 [7] Anurag Kumar, "Comparative Performance Analysis of Versions of TCP in a Local Network with a Lossy Link," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 6, no. 4, pp. 485-498, Aug. 1998.
 [8] Anurag Kumar and Jack Holtzman, "Comparative Performance Analysis of Versions of TCP in a Local Network with a Mobile Radio Link," Available: <http://ece.iisc.ernet.in/anurag/>.
 [9] Farooq Anjum and Leandros Tassiulas. "On the Behavior of Different TCP Algorithms over a Wireless Channel with Correlated Packet Losses," *ACM SIGMETRICS'99*, 1999.
 [10] J. Padhye, V. Firoiu, D. F. Towsley, and J. F. Kurose, "Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation," *IEEE/ACM Trans. Networking*, vol. 8, no. 2, pp. 133-145, Apr. 2000.
 [11] Michele Zorzi, A. Chocklingam, and Ramesh R. Rao, "Throughput Analysis of TCP on Channels with Memory," *IEEE J. Selected Areas in Comm. (JSAC)*, vol. 18, no. 7, 2000.
 [12] Beomjoon Kim and Jaiyong Lee, "Analytic Models of Loss Recovery of TCP Reno with Packet Losses," *Lecture Notes in Computer Science (LNCS)* no. 2662, 938-947, Oct. 2003.
 [13] 김범준, 김동연, 이재용, "임의 패킷 손실에

대한 TCP의 손실 복구 과정 모델링 및 분석," 한국통신학회 논문집 제28권 4호

[14] Beomjoon Kim and Jaiyong Lee, "A Simple Model for TCP Loss Recovery Performance over Wireless Networks," accepted for publication in *Journal of Communications and Networks (JCN)*, vol. 6, 2004.

김 범 준(Beomjoon Kim)

정회원



1996년 2월 : 연세대학교
전자 공학과 졸업
1998년 8월 : 연세대학교
전자 공학과 석사
2003년 8월 : 연세대학교
전자 공학과 박사
2003년 6월~2004년 1월:

연세대학교 전기전자공학과 전자정보통신 연구소
박사후 과정 연구원

2004년 2월~현재 : LG전자 이동통신기술연구소
표준화그룹

<주관심분야> IEEE 802.16, IEEE 802.21, B3G
Convergence Network, TCP 성능 분석, 무선 링
크상의 TCP 성능 향상 방안, IP기반 유무선 통
합 네트워크, IP 트래픽 엔지니어링.

김 석 규(Seoggyu Kim)

정회원



1990년 2월 : 연세대학교
전자공학과 졸업
1992년 8월 : 연세대학교
전자공학과 석사
1997년 8월 : 연세대학교
전자공학과 박사
1996년~2004년 3월 :

SK Telecom

2004년 4월~현재 : 연세대학교 전기전자공학과
IT 사업단 박사후과정 연구원

<관심분야> IEEE 802.16, B3G Wireless Network

이 재 욱(Jaiyong Lee)

정회원



1977년 2월 : 연세대학교
전자 공학과 졸업
1984년5월 : IOWA State
University 공학 석사
1987년 5월 : IOWA State
University 공학 박사
1987년 6월~1994년 8월 :

포항공과대학 교수

1994년 9월~현재 : 연세대학교 전자공학과 교수

<주관심분야> Protocol Design for QoS
Management, Network Management, High
Speed Networks