

# 재전송 개수를 고려한 TCP 손실 복구 과정의 지연 모델링 및 분석

정희원 김 동 민\*, 김 범 준\*\*, 이 재 용\*

## Modeling TCP Loss Recovery Latency for the Number of Retransmissions

Dong-Min Kim\*, Beom-Joon Kim\*\*, Jai-Yong Lee\* *Regular Members*

### 요 약

지금까지 TCP (transmission control protocol)의 성능을 분석하고 예측하기 위한 많은 모델들이 제시되어 왔다. TCP의 처리율을 모델링을 통해 정확하게 분석하기 위해서는 보다 정확한 TCP의 종단간 전송 지연(latency)을 모델링하는 것이 필요한데, 이를 위해서는 손실 복구 과정에서 발생하는 지연이 필수적으로 고려되어야 한다. 따라서 본 논문에서는 재전송에 의해 복구되는 패킷 손실의 개수를 고려한 손실 복구 확률을 기초로 손실 복구과정에서 발생하는 지연(loss recovery latency)을 모델링을 통해 분석한다. 수학적 분석과 시뮬레이션을 통해 선택 승인(selective acknowledgement) 옵션을 사용하는 TCP의 성능이 TCP NewReno보다 손실 복구 지연 차원에서 우월하다는 것을 보인다.

Key Words: TCP 혼잡 제어, TCP 손실 복구, TCP 모델링, 손실 복구 지연 재전송 개수

### ABSTRACT

Several analytic models describe transmission control protocol (TCP) performance such as steady-state throughput as an averaged ratio of number of transmissions to latency. For more detailed analysis of TCP latency, the latency during packet losses are recovered should be considered. In this paper, we derive the expected duration of loss recovery latency considering the number of packet losses recovered by retransmissions. Based on the numerical results verified by simulations, TCP using selective acknowledgement (SACK) option is more effective than TCP NewReno from the aspect of loss recovery latency.

### I. 서 론

지금까지 패킷 손실에 따른 TCP (transmission control protocol)의 성능을 분석하고 예측하기 위한 많은 모델들이 제안되어 왔다<sup>[1],[2],[3],[4],[5],[6],[7]</sup>. 정상 상태 (steady-state)에서의 TCP의 성능을 모델링하기 위해서 대부분의 모델들은 TCP의 윈도우의 변화가 패킷 손실의 발생으로 구분되는 주기적인

특성 (cyclic characteristic)을 가진다는 점을 도입하고 있다. TCP의 처리율 (throughput)은 한 주기의 평균 전송 지연 (latency)과 이 동안 전송한 패킷의 평균 개수의 비율로 유도하는 것이 가능하다.

어떤 주기의 전송 지연은 패킷 손실이 발생하기 전까지 slow start 혹은 congestion avoidance 상태에서 패킷들을 전송하는 과정에서 발생하는 지연과 패킷 손실이 발생하여 이를 복구하는데 소요

\* 연세대학교 전기전자공학과 고성능 멀티미디어 네트워크 연구실(danny, jy1@nasla.yonsei.ac.kr),

\*\* 연세대학교 전자정보통신연구소 (bjkim@nasla.yonsei.ac.kr), 논문번호 : 030458-1014, 접수일자 : 2003년 10월 14일

※본 연구는 한국과학재단 특정기초연구(R01-2002-000-00531-0)지원으로 수행되었음.

되는 지연 (loss recovery latency)으로 나뉜다. TCP Reno의 평균 전송 지연을 모델링하는 과정에 대해서는 이미 두 편의 논문<sup>[3], [5]</sup>을 통해서 소개된 바 있다. 그러나 패킷 손실이 발생했을 때 이들에 의해서 연속적인 재전송 타임아웃이 발생하는 경우만을 고려하거나, 이들이 재전송에 의해서 복구되는 경우에 발생하는 지연은 무시되었다<sup>[3]</sup>. 이 후 발표된 연구에서는 TCP Reno의 fast recovery가 언제나 한 라운드 트립 시간동안만 지속된다고 가정하고 있다<sup>[5]</sup>. 이미 밝혀진 것과 같이 동일한 윈도우 내의 두 개 이상의 패킷 손실을 fast retransmit에 의해 복구할 확률은 그리 높지 않기 때문에<sup>[7]</sup>, 대부분의 성공적인 손실 복구 과정은 동일한 윈도우 내에서 발생한 하나의 패킷 손실을 fast retransmit에 의해 복구하는 경우에 해당한다는 점을 생각할 때 이 가정은 어느 정도 성립한다. 그러나, 다수 개의 패킷 손실을 효율적으로 복구하기 위해서 제안된 TCP NewReno<sup>[8]</sup> 혹은 선택 승인 (selective acknowledgement) 옵션<sup>[9], [10]</sup>을 사용하는 TCP의 전송 지연을 모델링하기 위해서는 fast recovery 과정이 여러 번의 라운드 트립 시간(round-trip time)동안 지속될 수 있다는 점을 반드시 고려해야 한다. 따라서, 본 논문에서는 모델링을 통해서 TCP Reno, NewReno, 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 과정에서 발생하는 지연을 하나의 윈도우에서 발생한 패킷 손실의 개수를 고려하여 유도하고 이를 수학적으로 분석한다.

## II. TCP의 손실 복구 확률

TCP의 손실 복구 과정에서 발생하는 지연을 유도하기 전에 각 TCP의 손실 복구 확률을 이해하는 것이 필요하다. 본 논문에서 언급하는 손실 복구 확률은 발생한 모든 패킷이 재전송에 의해서만 복구될 확률을 의미한다. 지금까지 제안된 TCP들의 손실 복구 확률은 이들의 fast recovery 알고리즘의 동작에 따라서 다른 값을 가지게 된다.

손실된 패킷 개수에 대한 TCP Reno의 손실 복구 확률은 이미 많은 연구를 통해 분석되었다<sup>[1], [3], [6], [7]</sup>. 본 논문에서는 TCP Reno는 하나 혹은 두 개의 패킷 손실만을 복구할 수 있는 것으로 가정한다<sup>[1], [1]</sup> 따라서 손실된 패킷의 개수를 고려한 TCP

Reno의 손실 복구 확률,  $R_R^n(u)$ 는 윈도우의 크기  $u$ 에 대한 함수로서 다음의 식 (1)로 주어진다.

$$R_R(u) = \begin{cases} (1-u)^n \\ (1-u)^n + (u-1)p(1-p)^{u+[u/2]-2} & \text{otherwise} \end{cases} \quad [u/2]-2 \geq K \quad (1)$$

$[a]$ 는  $a$ 의 정수 부분을 의미하고  $K$ 는 손실될 패킷을 fast retransmit에 의해 재전송하기 위해서 필요한 중복 승인 (duplicate acknowledgement)의 개수로 3으로 설정되어 있다.

TCP NewReno의 손실 복구 확률 역시 이미 분석되었고<sup>[11]</sup>, 후에 재전송 패킷 손실 (retransmission packet loss)을 고려한 손실 복구 확률이 보다 정확한 결과를 낳는다는 점이 밝혀졌다<sup>[11]</sup>. 따라서, 크기가  $u$ 인 윈도우 내에서 발생한  $n$ 개의 패킷 손실에 대한 TCP NewReno의 손실 복구 확률,  $R_N^n(u)$ 는 다음의 식 (2)로 주어진다.

$$R_N(u) = \sum_{n=1}^{u-K} \binom{u-1}{n-1} p^{n-1} (1-p)^{u-n} (1-p)^n \\ = \sum_{n=1}^{u-K} \binom{u-1}{n-1} p^{n-1} (1-p)^u \quad (2)$$

선택 승인 옵션을 사용하는 TCP로 "Sack1"<sup>[12]</sup>을 고려하였다. Sack1은 현재 전송중인 패킷들의 수를 측정하기 위해서 pipe라는 변수를 사용하는데 이의 오동작으로 인해서 패킷 전송이 중단될 수 있다. 크기가  $u$ 인 윈도우 내에서 발생한  $n$ 개의 패킷 손실이 복구되는 과정을 생각해보자. 첫 번째 손실된 패킷에 대한 세 개의 중복 승인이 수신되면 송신원은 이를 fast retransmit에 의해 재전송하고 윈도우의 크기인  $cwnd$ 를  $[u/2]$ 로 설정한다. 이후 모든 중복 승인이 수신되었을 때 pipe의 값은  $n (= u - (u - n))$ 로 설정되는데, 이 때  $n$ 이  $[u/2]$ 보다 큰 값을 가지는 경우 더 이상의 패킷은 전송될 수 없다. 한 라운드 트립 시간 후, 송신원은 재전송한 패킷에 의해서 하나의 부분 승인 (partial acknowledgement)[8]을 수신하는데 이는 pipe의 값을 2만큼 감소시키므로[12], pipe의 값은  $n-2$ 로 설정된다. 다시  $n-2 \geq [u/2]$ 라면, 더 이상의 패킷 전송은 불가능하기 때문에 재전송 타임아웃이 발생하게 된다. 이를 고려한 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 확률은 다음의 식 (3)으로

1) 하나의 윈도우에서 발생한 세 개의 패킷 손실도 제한된 경우에 의해서 재전송에 의해 복구될 수 있지만<sup>[6], [7]</sup>, 이 확률은 거의 희박하기 때문에 본 논문에서는 이를 무시하였다.

주어진다.

$$R_S(u) = \sum_{n=1}^m \binom{u-1}{n-1} p^{n-1} (1-p)^{u-n} (1-p)^n$$

$$= \sum_{n=1}^m \binom{u-1}{n-1} p^{n-1} (1-p)^u \quad (3)$$

여기서  $m = \min(u - K, [u/2] + 1)$  이다.

### III. TCP 손실 복구 지연

재전송 타임아웃이 발생하는 경우의 평균 지연 시간 (expected duration of a RTO period)은 패킷 손실 확률  $p$ 에 대해서 다음의 식 (4)와 같이 유도된다<sup>3)</sup>.

$$E[Z^{TO}] = \frac{f(p)T_0}{1-p} \quad (4)$$

이 식은 타임아웃 후에 재전송되는 패킷이 다시 손실되는 경우 발생할 수 있는 연속적인 타임아웃을 반영하고 있다.  $T_0$ 은 첫 번째 발생하는 타임아웃의 길이를 의미하고  $f(p)$ 는 다음의 식 (5)로 주어진다.

$$f(p) = 1 + p + 2p^2 + 4p^3 + 8p^4 + 16p^5 + 32p^6 \quad (5)$$

여기서 식 (4)로 주어지는 지연은 단지 타임아웃이 발생하는 경우만을 반영하고 있음을 주의해야 한다. 손실된 패킷을 fast retransmit에 의해서 성공적으로 재전송하는 경우를 고려한 TCP Reno의 평균 손실 복구 지연은 다음의 식 (6)으로 주어진다<sup>5)</sup>.

$$T_{loss} = \frac{Q(p, w) \cdot E[Z^{TO}]}{(1 - Q(p, w)) \cdot RTT} \quad (6)$$

$RTT$ 는 종단간 라운드 트립 시간의 평균값을 의미하고,  $Q(p, w)$ 는 congestion avoidance 상태에서 윈도우의 크기가  $w$ 일 때 감지된 패킷 손실이 재전송에 의해 복구되지 못하고 재전송 타임아웃이 발생할 확률을 의미하는데, 다음의 식 (7)로 주어진다.

$$Q(p, w) = \min\left(1, \frac{(1 + (1-p)^3)(1 - (1-p)^{w-3})}{(1 - (1-p)^w)/(1 - (1-p)^3)}\right) \quad (7)$$

이 모델에서는 TCP Reno의 성공적인 손실 복구 지

연은 항상 한 라운드 트립 시간이 소요되는 것으로 가정하고 있다. 앞서 말한 바와 같이 두 개 이상의 패킷 손실에 대한 TCP Reno의 손실복구율은 그다지 높지 않기 때문에<sup>6)</sup>, TCP Reno에 대해서 이 가정은 유효하다. 반면, TCP NewReno의 경우  $n$ 개의 패킷 손실을 재전송하기 위해서는  $n$ 번의 라운드 트립 시간이 소요되고, 선택 승인 옵션을 사용하는 경우에도 손실된 패킷의 개수와 그들의 윈도우 내 위치에 따라서 여러 번의 라운드 트립 시간이 소요될 수 있다. 또한 TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP는 모두 손실된 패킷의 개수에 관계없이 동일한 조건<sup>2)</sup>하에서 이들을 재전송에 의해서만 복구하는 것이 가능하다. 이 때 fast recovery는 항상 한 라운드 트립 타임동안 지속된다고 가정한다면, TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 지연은 동일한 값을 가지게 되어 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP가 NewReno보다 효율적이라는 결과<sup>12)</sup>를 전혀 반영할 수 없다는 문제점이 있다. 따라서 TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 지연을 모델링하기 위해서는 반드시 재전송에 의해서 복구되는 패킷 손실의 수를 고려해야 한다.

이를 고려한 TCP Reno의 평균 손실 복구 지연은 다음의 식 (8)로 주어진다.

$$E[Z_R] = (1 - R_R) \cdot E[Z^{TO}] + (R_R^1 + 2R_R^2) \cdot RTT \quad (8)$$

$R_R$ 은 식 (1)로 주어지는 TCP Reno의 손실 복구 확률을 Markov 프로세스를 통한 정상 상태에서의 윈도우의 크기 분포에 정규화된 (normalized) 복구 확률을 의미한다<sup>11),6),7)</sup>. 식 (8)에 유도한 TCP Reno의 평균 손실 복구 지연은 두 개의 패킷이 재전송에 의해 복구될 때 두 번의 라운드 트립 시간이 소요된다는 것을 반영하고 있다. 같은 방법으로 TCP NewReno의 평균 손실 복구 지연을 다음의 식 (9)로 유도할 수 있다.

$$E[Z_N] = (1 - R_N) \cdot E[Z^{TO}] + RTT \sum_{i=1}^n iR_N^i \quad (9)$$

2) 두 개의 조건이 필요한데, 첫째는 첫 번째 손실된 패킷 손실이 fast retransmit에 의해 재전송될 수 있어야 하고, 둘째는 재전송 과정에서 재전송 패킷 손실이 발생하지 않아야 한다.

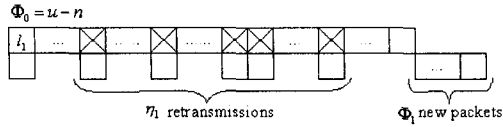


그림 1. 모든 패킷 손실이 첫 번째 라운드에서 재전송되는 경우의 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 과정 모델.

식 (9)는 부분 승인에 의해서 TCP NewReno는 매 라운드 트립 시간 간격으로 하나의 패킷 손실을 재전송하는 것을 반영하고 있다. 선택 승인 옵션을 사용하는 경우, 송신원은 손실된 패킷과 정상적으로 전송된 패킷에 대한 정확한 정보를 알 수 있다<sup>12)</sup>. 이는 부분 승인에 의해서 매 라운드 트립 시간 간격으로 하나의 추가적인 패킷 손실에 대한 정보만을 얻을 수 있는 TCP NewReno와는 달리, 손실 복구 과정이 보다 빨리 종료될 수 있도록 해 준다. 이 특징을 정확하게 모델링하기 위해서, 다음 그림 1에 나타난  $n$ 개의 패킷 손실들이 모두 첫 번째 라운드에서 재전송되는 경우에 대해서 먼저 생각해 보자.

$\Phi_i$ 는 손실 복구 과정의  $i$ 번째 라운드에서 손실되지 않고 전송되는 패킷의 수를 나타내고,  $l_k$ 는 현재 윈도우 내에서 손실된  $k$ 번째 패킷을 의미한다<sup>17)</sup>. 그리고, 손실 복구 과정의  $i$ 번째 라운드에서 pipe의 값의 감소에 의해 재전송되는 패킷들의 수를  $\eta_i$ 로 나타냈을 때, 모든 패킷 손실이 첫 번째 라운드에서 재전송되는 경우 다음의 식 (10)이 성립한다.

$$n = 1 + \eta_1 \tag{10}$$

앞서 언급한  $l_1$ 에 대한 모든 중복 승인을 수신했을 때  $cwnd$ 와  $pipe$ 의 값이 각각  $[u/2]$ 와  $n$ 로 설정된다는 점을 고려했을 때, 첫번째 라운드에서 전송할 수 있는 모든 패킷의 수는 다음의 식 (11)로 주어진다.

$$\eta_1 + \Phi_1 = [u/2] - n \tag{11}$$

여기서 항상 패킷 손실이 새로운 패킷보다 우선적으로 전송된다고 가정하면<sup>3)</sup>,  $\Phi_1 \geq 0$ 을 만족하는

경우 손실된  $n$ 개의 패킷 손실들은 모두 첫 번째 라운드에서 재전송하는 것이 가능하다. 식 (10)과 (11)에 의해, 이를 위한 조건은 다음의 식 (12)로 주어진다.

$$1 \leq n \leq [u/4] \tag{12}$$

분석의 편의를 위해, 하나의 윈도우에서  $[u/4]$ 개를 초과하는 패킷 손실이 발생하는 경우, 이들은 모두 두 번째 라운드에서 재전송되는 것으로 가정하였다. 결과적으로,  $n$ 개의 패킷 손실에 대한 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 평균 손실 복구 지연은 다음의 식 (13)으로 유도된다.

$$E[Z_S] = (1 - R_S) \cdot E[Z^{TO}] + \left( \sum_{i=1}^{[u/4]} iR_S^i + 2 \cdot \sum_{j=[u/4]+1}^m jR_S^j \right) \cdot RTT \tag{13}$$

#### IV. 결과 분석

그림 2에 식 (8), (9), 그리고 (13)으로 주어지는 TCP Reno, NewReno, 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 평균 손실 복구 지연의 수학적 계산 결과를 나타내었다. 우선,  $RTT$ 와  $T_0$ 의 값은 일정하다고 가정하였다.

본 논문의 결과만을 살펴보면, TCP Reno의 손실 복구 지연이 가장 높고, 다음이 NewReno, 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 경우 가장 낮은 것을 볼 수 있다. TCP Reno의 손실 복구 확률은 NewReno나 선택 승인 옵션을 사용하는 경우에 비해 상당히 낮기 때문에 그만큼 재전송 타임아웃의 빈도가 높다<sup>11)</sup>. 따라서, 같은 패킷 손실 확률에 대해서 TCP Reno의 손실 복구 지연 역시 NewReno나 선택 승인 옵션을 사용하는 경우에 비해 상당히 높은 값을 가지게 되는 것으로 생각할 수 있다. TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP는 첫 번째 패킷 손실만 재전송에 의해서 복구할 수 있는 경우라면 패킷 손실의 개수에 관계없이 모두 재전송에 의해서 복구하는 것이 가능하기 때문에, 이들의 손실 복구 확률 자체는 거의 비슷한 값

우 이에 대한 선택 승인 정보는 한 라운드 트립 타임 이후에 전달되기 때문에 이 같은 경우 패킷 손실의 개수에 관계없이 두 번의 라운드 트립 타임이 소요된다. 그러나, 대부분의 경우에 이 가정은 성립한다.

3) 이는 손실된 패킷의 개수와 윈도우내의 위치와 밀접한 관련이 있다. 예를 들어 윈도우내의 맨 마지막 패킷이 손실된 경

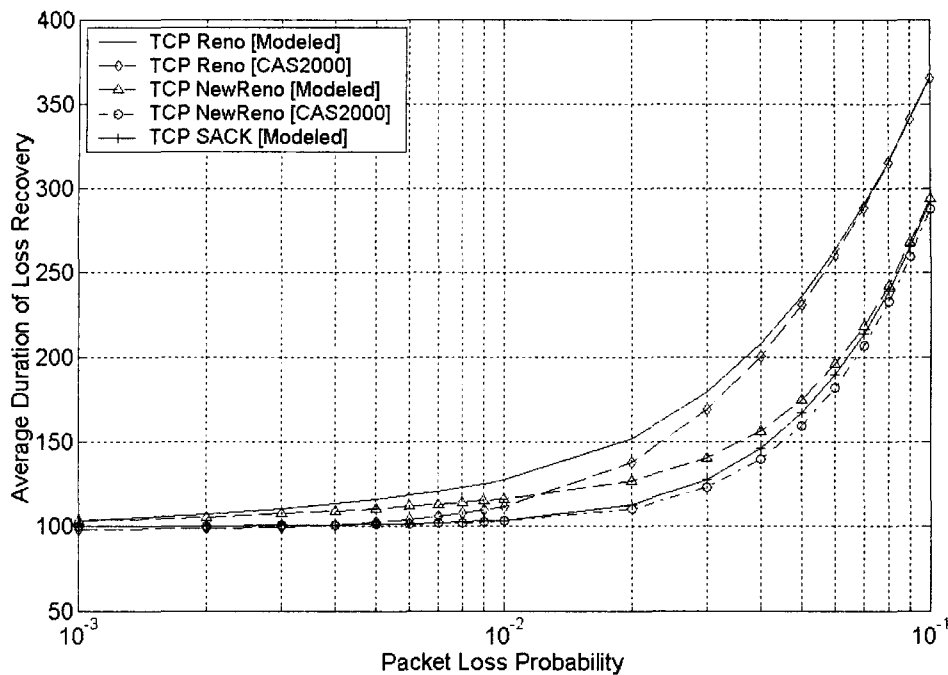


그림 2. TCP Reno, NewReno, 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 평균 손실 복구 지연의 모델링을 통한 계산 결과 ( $RTT=100msec$ ,  $T_0=400msec$ )

을 가진다. 이는  $T_0$ 가 전체 손실 복구 지연에 미치는 영향은 거의 동일하다는 것을 의미한다. 따라서, 그림에서 볼 수 있는 두 TCP의 손실 복구 지연의 차이는 다수개의 패킷 손실이 성공적으로 재전송에 의해 복구되는 경우 발생하는 지연의 차이라고 추론할 수 있다. 즉, 앞서도 언급한 바와 같이, TCP NewReno는 재전송하는 패킷의 수만큼의 라운드 트립 시간이 소요되는 반면, 선택 승인 옵션을 사용하는 경우 대부분 하나 혹은 두 번의 라운드 트립 시간 내에 손실 복구 과정이 종료된다는 점이 반영되는 것으로 분석할 수 있다.

TCP Reno와 NewReno에 대해서는 모든 성공적인 손실 복구가 한 라운드 트립 시간동안 지속된다는 가정<sup>15)</sup>을 적용한 결과를 같이 비교하였다. 예상한 대로, 이 가정 하에 계산된 손실 복구 지연은 본 논문의 모델링을 통한 손실 복구 지연보다 작은 값을 가지는 것을 볼 수 있다. 이 가정 하에 계산된 TCP Reno의 손실 복구 지연은 패킷 손실 확률이  $10^{-2}$ 보다 작을 때에는 본 논문의 TCP NewReno의 손실 복구 지연보다도 오히려 낮게 계산되는 것

을 볼 수 있다. 이를 통해 여러 개의 패킷 손실을 복구할 때 발생하는 지연이 전체 손실 복구 지연에 미치는 영향의 정도를 가늠할 수 있다. 이 가정하에 계산된 TCP NewReno의 손실 복구 지연은 본 논문에서 모델링한 TCP NewReno의 손실 복구 지연은 물론 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 지연보다도 낮게 계산되는 것 역시 같은 이유로 설명될 수 있다. 결과적으로는 이 가정하에 계산된 TCP NewReno의 손실 복구 지연은 패킷 손실의 개수에 관계없이 성공적인 손실 복구 지연은 항상 한 라운드 트립 시간만을 소요하기 때문에, 모든 TCP가 가질 수 있는 손실 복구 지연의 최소 경계 값 (lower boundary)을 의미하는 것으로 해석할 수 있다.

본 논문의 모델링을 통해 얻어진 손실 복구 지연을 검증하기 위해서 그림 3에는 ns 시뮬레이션을 통해서 얻어진 손실 복구 지연을 비교하였다. 시뮬레이션 상에서 송신원과 수신원 사이에는  $100msec$ ,  $1Mbps$ 를 갖는 링크 상에서 연결이 설정되어 있으며 각 패킷 손실에 대해서  $10^8$  개의 패킷을 전송하

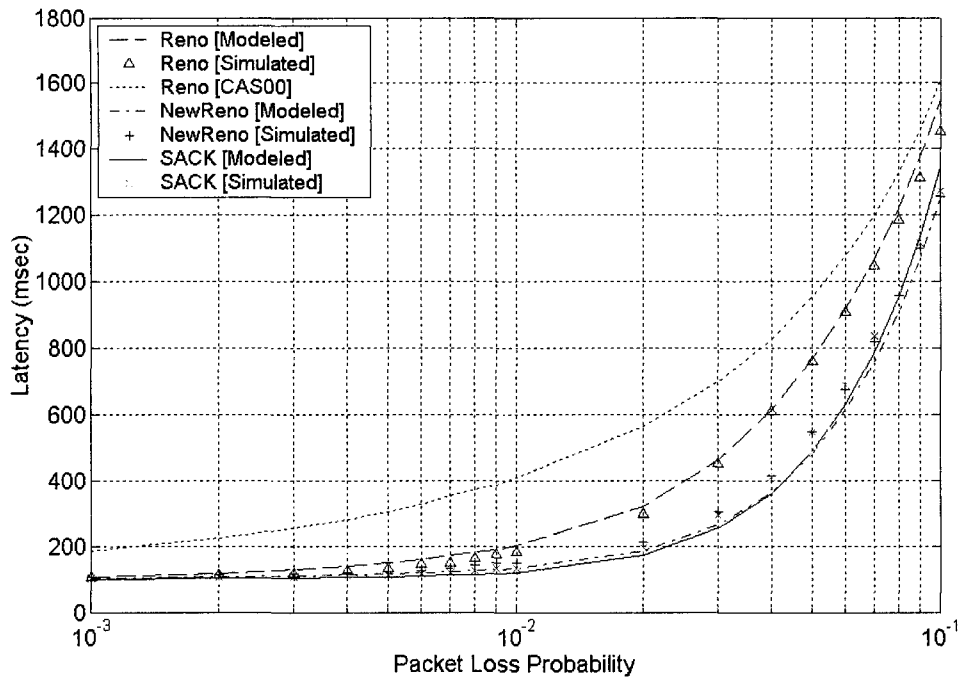


그림 3. TCP Reno, NewReno, 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 평균 손실 복구 지연의 모델링 결과와 시뮬레이션 결과와의 비교 ( $W_{max} = 32$ )

는 동안 발생하는 손실 복구 과정의 평균 지연을 측정하였다.

패킷 손실 확률이 증가함에 따라서 시뮬레이션 동안  $T_0$ 의 값 역시 증가한다. 이는 잦은 손실 복구 과정과 연속적으로 발생하는 타임아웃으로 인해서 TCP의 재전송 타임아웃의 값이 계속 큰 값에 머물러 있기 때문이다. 그림 3의 결과는 시뮬레이션 상에서 측정된  $T_0$ 의 값을 식 (8), (9) 그리고 (13)에 반영하여 계산한 것이다. 따라서 이 그림에 나타난 전반적인 손실 복구 지연은 그림 2의 손실 복구 지연보다는 훨씬 큰 값을 가지게 되는데, 이는 증가하는  $T_0$ 의 영향으로 이해할 수 있다. 그림 2에서와 같이 TCP Reno의 손실 복구 지연이 가장 높고, TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 경우는 거의 비슷한 손실 복구 지연을 가지는 것을 확인할 수 있다. TCP Reno에 대해서는 기존의 모델<sup>5)</sup>에서 유도된 식 (6)을 같이 비교하였다. 그림에서 볼 수 있듯, 식 (6)을 통한 결과는 본 논문의 모델을 통해 계산된 값과 시뮬레이션을 통한 값과는 상당한 차이를 가진다. 이는 동일한 윈도우에서 패킷

손실이 상호 관계를 가지고 발생한다는 가정<sup>3),4),5)</sup>의 영향을 받기 때문이다. 이 가정은 TCP Reno의 손실 복구 과정의 성능을 크게 낮추는 결과를 가져오게 되어 식 (7)로 나타난 재전송 타임아웃의 발생 확률을 높이게 된다. (즉, 같은 패킷 손실 확률에 대해서 식 (7)의  $1 - Q(p, w)$ 로 계산되는 확률은 식 (1)로 주어지는 확률보다 상당히 낮은 값을 가지게 된다.) 따라서 본 논문의 모델보다는  $T_0$ 의 값에 많은 영향을 받게 되어 전체적인 손실 복구 지연은 상당히 높게 계산된다. 앞서서도 언급한 것과 같이 TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 경우의 손실 복구 확률은 거의 비슷하기 때문에, 이 두 TCP의 손실 복구 지연이 다른 값을 가지게 되는 원인은 다수 개의 패킷 손실을 재전송에 의해 복구할 때 외에는 없다. 그러나 패킷 손실이 임의의 확률로 발생하는 경우 대부분의 패킷 손실은 분산적으로 발생하기 때문에 하나의 윈도우에서 두 개 이상의 패킷 손실이 발생하는 빈도는 매우 낮다. 이로 인해 그림 3의 TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 평균 손실 복구 지연은 거의 차이

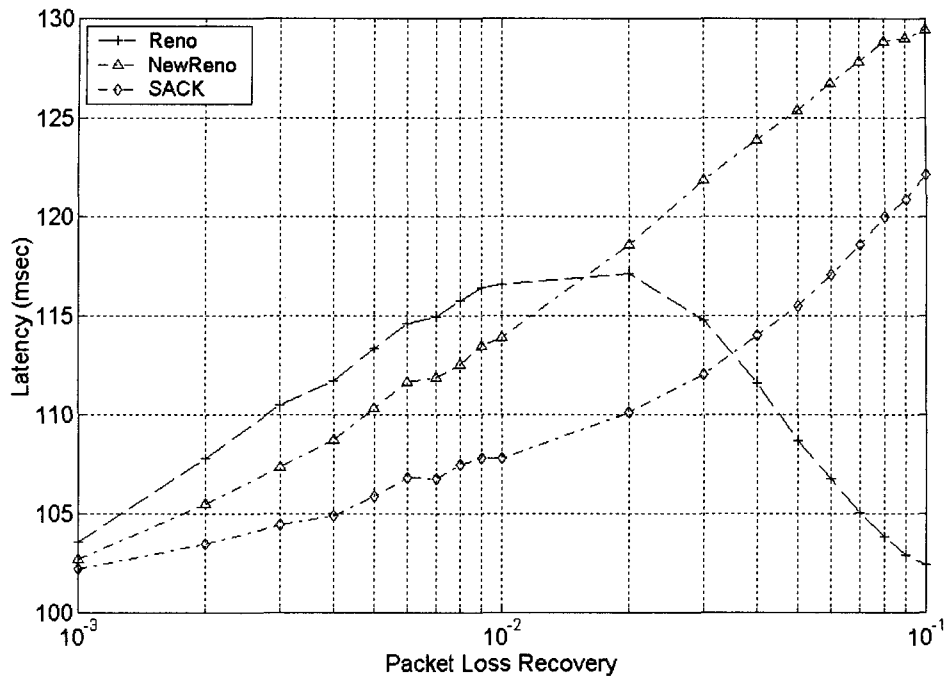


그림 4. 성공적인 손실 복구 과정에서 소요되는 손실 복구 지연의 시뮬레이션을 통한 비교

가 없다.

이를 명확하게 설명하기 위해서 그림 4에는 시뮬레이션 결과로부터 손실 복구가 성공적인 경우의 TCP Reno, NewReno 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 지연만을 따로 추출하여 나타내었다. 모든 패킷 손실 확률에 대해서 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 지연이 TCP NewReno의 지연보다는 낮은 값을 갖는 것을 확인할 수 있다. TCP Reno의 지연은 패킷 손실 확률이 증가함에 따라 오히려 감소하는데, 이는 높은 패킷 손실 확률에 대해서 TCP Reno의 성공적인 손실 복구는 대부분 하나의 패킷 손실을 복구하는 경우로 한정되기 때문이다. 반면, NewReno나 선택 승인 옵션을 사용하는 경우는 다수 개의 패킷 손실도 복구할 수 있기 때문에 패킷 손실이 증가함에 따라 복구 지연 역시 증가하는 것을 볼 수 있다.

### V. 결 론

본 논문에서는 TCP Reno, NewReno 그리고 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 과정

에서 발생하는 지연을 모델링을 통해서 분석하였다. 본 논문의 모델은 TCP Reno에 대한 기존의 모델<sup>[3],[5]</sup>에 기초하지만, 이를 재전송에 의해 복구되는 패킷 손실의 수를 고려하여 TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP로 확장함으로써 보다 정확한 TCP의 전송 지연의 분석이 가능한 모델을 제시한다는 점에 그 중요성이 있다. 본 논문의 결과에 의하면, TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 경우의 손실 복구 지연의 차이는 미미하다. 이는 본문에서 언급한 것과 같이 패킷의 손실 형태와 밀접한 관계를 가지는데, 본 논문에서 설정한 패킷 손실이 랜덤한 경우에는 패킷 손실이 분산적으로 발생하기 때문에 대부분의 손실 복구 과정은 하나의 패킷을 재전송한 후 종료되는데, 이 경우 모든 TCP의 손실 복구 지연은 같은 값을 갖게 된다. 본 논문의 결과를 토대로 패킷 손실이 연속적으로 발생하는 환경에서는<sup>[2],[4],[6]</sup> TCP NewReno와 선택 승인 옵션을 사용하는 TCP의 손실 복구 지연의 차이는 상당히 증가할 것으로 예상될 수 있다. 추후에는 무선 링크 상에서 발생하는 비트 오류의 연속성이 TCP의 패킷 손실에 미치는 영향을 정확하게

분석하고, 이를 기반으로 패킷 손실의 연속성이 손실 복구 지연에 미치는 영향을 정확하게 분석하기 위한 연구가 필요하다.

참 고 문 헌

[1] Anurag Kumar. "Comparative Performance Analysis of Versions of TCP in a Local Network with a Lossy Links," *IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN)*, vol. 6, no. 4, pp. 485-498, Aug. 1998

[2] Anjun and Leandros Tassiulas. "On the Behavior of Different TCP Algorithms over a Wireless Channel with Correlated Packet Losses," *ACM SIGMETRICS'99*, 1999.

[3] J. Padhye, V. Firoiu, D. F. Towsley, and J. F. Kurose, "Modeling TCP Reno Performance: A Simple Model and Its Empirical Validation," *IEEE/ACM Transactions on Networking (ToN)*, vol.8, no.2, pp. 133-145, Apr. 2000.

[4] Michele Zorzi, A. Chocklingam, and Ramesh R. Rao, "Throughput Analysis of TCP on Channels with Memory," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC)*, vol. 18, no. 7, 2000.

[5] N. Cardwell, S. Savega, and T. Anderson, "Modeling TCP Latency," *IEEE INFOCOM'2000*, pp. 1742-1751. 2000.

[6] Beomjoon Kim and Jaiyong Lee, "Analytic Models of Loss Recovery of TCP Reno with Packet Losses," *Lecture Notes in Computer Science (LNCS)*, no.2662, pp. 938-947, 2003.

[7] 김범준, 김동연, 이재용, "임의 패킷 손실에 대한 TCP의 손실 복구 과정 모델링 및 분석," *한국통신학회논문지* 제 28권 4호, 2003.

[8] J. Hoe, "Improving the Start-up Behavior of a Congestion Control Scheme for TCP," *ACM SIGCOMM'96*, Aug. 1996.

[9] M. Mathis, S. Floyd, and A. Romanow, "TCP Selective Acknowledgement Options," RFC 2018, Oct. 1996.

[10] S. Floyd, J. Madavi, M. Mathis, and M. Podolsky, "An Extension to the Selective Acknowledgement Option for TCP," RFC2883, Jul. 2000.

[11] Beomjoon Kim and Jaiyong Lee, "Retransmission Loss Recovery by Duplicate Acknowledgement Counting," accepted for publication in *IEEE Communications Letters (CL)*, 2003.

[12] K. Fall and S. Floyd, "Simulation-based Comparisons of Tahoe, Reno, and SACK TCP," *ACM Computer Communication Review (CCR)*, pp. 5-21, vol. 26, no. 3, Jul. 1996.

[13] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control," *ACM SIGCOMM'88*, Aug. 1988.

[14] V. Jacobson, "Modified TCP congestion avoidance algorithm," note sent to end2end-interest mailing list, 1990.

김 동 민(Dong-Min Kim)

정회원



1999년 2월 : 건국대학교 전자공학과 졸업  
 2001년 8월 : 연세대학교 전자공학과 석사  
 2001년 9월~현재 : 연세대학교 전자공학과 박사과정

<주관심분야> 무선 TCP, 무선 센서 네트워크

김 범 준(Beom-Joon Kim)

정회원



1996년 2월 : 연세대학교 전자공학과 졸업  
 1998년 8월 : 연세대학교 전자공학과 석사  
 2003년 8월 : 연세대학교 전자공학과 박사

2004년 9월~현재 : 연세대학교 전기전자공학과 전자정보통신 연구소 박사후 과정 연구원

<주관심분야> TCP 성능 분석, 무선 링크상의 TCP 성능 향상 방안, IP기반 유무선 통합 네트워크, IP 트래픽 엔지니어링



이재용(Jai-Yong Lee)

정회원



1977년 2월 : 연세대학교 전자공학과 졸업

1984년 5월 : 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