

CDMA 순방향 무선링크에서의 TCP/RLP 성능 향상에 관한 연구

정희원 송기영*, 송자빈**, 박영근***

Improving the Performance of TCP/RLP over CDMA Forward Link

Ki-Young Song*, Ja-Bin Song**, Young-Keun Park*** *Regular Members*

요 약

CDMA 무선 환경에서는 페이딩으로 인해 에러간의 상관관계를 갖게 되어 에러들이 버스트하게 발생된다. 이러한 에러간의 상관관계는 RLP에서의 에러복구 수행능력에 영향을 주게 되는데 IS-707 RLP에서 사용되는 (1,2,3) 재전송 방법은 에러간의 상관관계가 크고 링크의 상태가 좋지 않을 경우에는 에러복구 능력이 저하된다. 이러한 문제점을 해결하기 위해 재전송을 요청하는 전체 회수는 동일하게 하면서 재전송이 시도되는 라운드를 증가시키는 방법을 적용하였다. 제안된 에러 복구 방법은 RLP에서의 재전송의 증가로 인하여 발생하는 지연이 증가하는 단점을 가지고 있기 때문에 이를 개선하는 알고리즘을 제안하였다. 개선된 알고리즘은 재전송되어 도착한 프레임의 타이머가 유지하는 정보인 재전송 라운드와 카운터를 현재 재전송을 기다리고 있는 손실된 프레임의 타이머 정보와 비교하여 이미 재전송이 실패한 프레임들을 찾아내는 기능을 수행하였다. 제안된 재전송 방법과 알고리즘을 적용하여 에러간의 상관관계가 다른 두 채널에 대해서 시뮬레이션을 통해 TCP 수율이 최대 40%, TCP 지연은 2배 정도의 성능 향상을 확인하였다.

Key Words : CDMA; RLP; TCP.

ABSTRACT

In the CDMA wireless link, frame errors are correlated and burst because of fading. The implementation ability of RLP error recovery is dependent on the correlated frame errors. The (1,2,3) retransmission scheme, which is recommended as default in IS-707, is not adapted in high frame loss regime with strong correlations. By using the modified error recovery method, where the total number of retransmission attempts is the same and the retransmission is increased, the proposed retransmission scheme can efficiently recover frame errors than the (1,2,3) retransmission scheme. Since the modified scheme has longer transmission delay due to the increase of retransmission round, we propose the algorithm of retransmission failure prediction to improve the modified error recovery scheme. We simulate the modified error recovery scheme applying our algorithm and compare two schemes. (i.e. default scheme by IS-707 and modified scheme) not applying our algorithm. In the result, we show TCP performance improvement is better than default scheme by IS-707.

* 삼성전자 정보통신 총괄 (kysong@samsung.com)

** National Institute of Standards and Technology (jabin@nist.gov)

*** 연세대학교 전기전자공학과 컴퓨터통신네트워크연구실 (ypark@yonsei.ac.kr)

논문번호: 010180-0713, 접수일자: 2001년 7월 13일

I. 서론

유선망에서 가장 널리 사용되는 TCP(Transport Control Protocol)는 단대단(end-to-end)의 통신 신뢰성을 제공하는 연결지향형 데이터 전송 프로토콜이다^[1]. TCP는 링크에서의 프레임 에러율(Frame Error Rate, FER)이 매우 작고($FER < 10^{-8}$) 패킷 손실의 주원인이 혼잡(congestion)인 유선망에 적합하도록 설계되었다. 혼잡에 의한 패킷 손실은 여러 개의 호스트가 보내는 패킷들이 처리병목현상에 의해 중간라우터에서 유지하고 있는 패킷 큐가 넘치게 될 때 발생한다. 이러한 혼잡을 제어하기 위해서 TCP는 Slow Start 또는 혼잡회피(Congestion Avoidance) 메커니즘^[2]과 칸스알고리즘(Karn's Algorithm)인 재전송 타이머의 백오프(back-off)^[3] 등의 혼잡제어 메커니즘을 수행하고 손실된 패킷을 재전송하여 에러를 복구한다. 만일 프레임 에러율이 매우 높은($FER > 10^{-1}$) 무선 링크에서 TCP가 사용된다면, TCP는 무선링크의 특성에 의해 생긴 패킷 손실로 인해 빈번한 데이터 재전송과 혼잡제어를 수행하게 된다. 계속된 혼잡제어는 무선링크 상태가 좋아질 경우 전송할 수 있는 데이터 양이 제한되므로 TCP 전송성능을 저하시킨다^[4]. 이러한 이유로 무선 환경에서 TCP를 적용하기 위한 다양한 방법들이 제안되고있으며, 이에 관한 연구는 전송계층에서 성능 향상을 통한 접근 방법과 전송계층아래에서 성능 향상을 통한 접근 방법으로 나누어 이루어지고 있다^{[5],[6]}.

이러한 연구들 가운데 CDMA 무선통신 시스템에서는 데이터 전송 프로토콜을 TCP로 사용하기 위해 링크계층에서의 재전송을 이용하여 TCP의 성능을 향상시키려고 하였다^[6]. 링크계층에서의 재전송의 목적은 기존 유선망에서의 TCP를 변형하지 않고 무선 채널에서의 높은 프레임 에러율을 줄여 TCP에게 무선채널에서의 높은 에러율을 숨김으로써 TCP의 성능 저하를 예방하는 것이다.

TIA/EIA/IS-707^[7](IS-99^[8] 확장버전)에서는 CDMA 무선 환경에서 TCP를 이용한 데이터 서비스를 제공하기 위해 링크 레벨 프로토콜인 RLP(Radio Link Protocol)을 제안하였다. RLP는 무선채널에서의 높은 프레임 에러율을 줄이기 위해 ARQ 에러 복구 메커니즘으로 NAK기반의 제한된 선택적 재전송(NAK-based finite Selective Repeat)을 사용한다^[7].

이러한 제한된 에러복구는 모든 프레임 에러를 복구할 수 없기 때문에 RLP에서 복구되지 않은 에러들은 TCP의 재전송을 통해 복구된다. 이러한 TCP와 RLP 재전송 메커니즘의 상호간의 동작에 의한 전체 성능은 채널환경에 영향을 받는다^[9].

본 논문에서는 에러간의 상관관계를 갖는 페이딩 채널에서 TCP/RLP 성능향상에 대해 연구하였다. 본 연구의 목표는 RLP에서의 재전송 라운드를 증가시켜 에러 복구 능력을 향상시키고 재전송 라운드의 증가로 인하여 발생하는 전송지연을 줄일 수 있는 기능을 추가하여 TCP성능을 향상시키고자 하는 것이다. 이를 위해서 이미 재전송에 실패한 프레임의 NAK 재전송 타이머가 타임아웃 되기 전에 다음 재전송 과정이 수행할 수 있게 하는 알고리즘을 제안하고자 한다.

서론에 이어, 2장에서는 TCP와 RLP에서 사용되는 에러 복구 메커니즘을 살펴보고, 3장에서는 제안된 알고리즘을 기술한다. 4장에서는 제안된 방법과 기존의 방법을 적용했을 때 TCP의 성능을 시뮬레이션을 통해 측정하고 결과를 분석한다. 그리고 마지막으로 5장에서는 결론으로 맺는다.

II. 무선 CDMA 환경에서의 TCP/RLP

2.1 TCP/RLP 프로토콜 스택

그림 1은 CDMA 무선 데이터 서비스를 위한 프로토콜 스택을 나타내고 있다. 전송 계층은 인터넷에서 사용되는 TCP가 사용되며 네트워크 계층에서는 IP(Internet Protocol)과 ICMP(Internet Control Message Protocol)을 이용한다. 데이터링크 계층은 PPP(Point-to-Point Protocol), LCP(Link Control Protocol), IPCP(Internet Protocol Control Protocol)과 SMDCF(Sub-Network Dependent Convergence Function)을 사용하며, 무선링크에서의 데이터 전송을 위해 RLP를 사용한다. RLP는 상위계층에서 내려오는 패킷의 내용을 변형하지 않고 단순히 CDMA 물리계층에서 사용되는 프레임으로 변환하여 전송하는 역할만을 담당하게 된다. CDMA 물리계층은 TIA/EIA/IS-95에 규정되어 있으며, CDMA 트래픽 채널은 20msec의 타임슬롯(time slot)으로 나뉘어진다^[15]. 따라서 RLP는 매 20msec마다 프레임을 발생하여 전송하게 된다. 만일 9600bps의 전송률을 가진 링크의 경우, TCP/IP 패킷은 IS-707 RLP에 의해 24-byte(192bit) 프레임으로 나뉘어 진다.

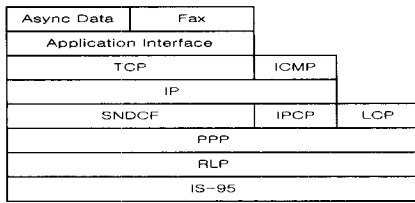


그림 1. 데이터 서비스를 위한 무선 CDMA 프로토콜 스택
Fig. 1 Wireless CDMA protocol stack for data service

2.2 TCP 프로토콜

TCP는 동적인 윈도우를 기반으로 한 혼잡 제어를 사용하여 데이터 전송의 신뢰성을 제공한다. 즉, TCP는 손실된 패킷에 대해서 재전송하고, 수신응답(ACK: Positive Acknowledgment) 메커니즘을 이용하여 패킷 전송을 하는 슬라이딩 윈도우 프로토콜을 사용하여 동작한다. 현재 TCP는 여러 가지 버전들이 나와있는데 본 논문에서는 가장 일반적인 버전인 TCP Reno^[1]을 사용하였다. TCP Reno는 혼잡 제어 알고리즘으로 Slow Start, 혼잡회피, 빠른 재전송(Fast Retransmit), 빠른 복구(Fast Recovery)와 재전송 타이머의 back-off를 사용한다. 그림 2는 TCP의 혼잡 제어 알고리즘의 동작 과정을 하나의 블록 다이어그램으로 나타낸 것이다.

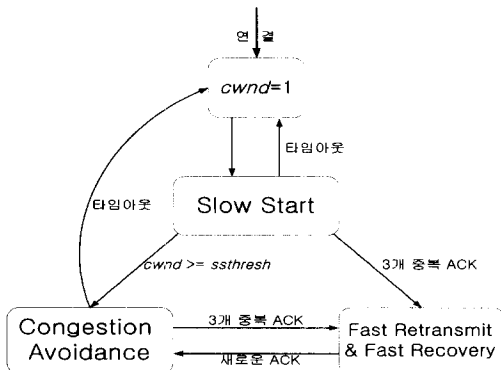


그림 2. TCP Reno 혼잡제어 동작
Fig. 2 Congestion control operation in TCP Reno

2.3 RLP 프로토콜

RLP는 상위계층에서 내려오는 패킷을 여러개의 프레임으로 나누어 순차적인 데이터 전송을 한다. 데

이터 전송시 순수 NAK 기반의 선택재전송을 이용하여 에러복구를 수행한다.

RLP는 송수신측에 순차적인 데이터 전송을 위해 시퀀스번호 카운트를 유지한다. 송수신측 RLP는 모든 전송된 데이터 프레임들에 대해 시퀀스번호 카운트인 V(S)를 유지하여 순차적인 전송이 이루어 질 수 있도록 한다. V(S)는 전송될 다음 데이터 프레임의 시퀀스번호를 나타낸다. 수신측 RLP에서는 두 개의 시퀀스번호 카운트인 V(R)과 V(N)을 유지한다. RLP는 이 두 개의 시퀀스번호 카운트와 도착한 RLP 프레임이 가지고 있는 시퀀스번호를 비교하여 데이터가 순차적으로 상위계층으로 전달 될 수 있도록 한다. V(R)은 다음에 도착하리라고 예상되는 새로운 프레임의 시퀀스번호이며 V(N)은 상위 계층으로의 순차적인 전달을 위해 필요한 프레임의 시퀀스번호이다. 즉, V(N)은 손실된 프레임 중 가장 오래된 프레임의 시퀀스 번호이다. 따라서 RLP는 비순차적인 RLP 데이터 프레임들을 재배열하기 위한 저장 버퍼를 가지고 있다. 도착한 프레임의 처리 절차는 IS-707 규정에 따랐다. 만일 도착한 RLP 프레임의 시퀀스 번호가 i 라고 하면,

- $i < V(N)$ 또는 프레임이 이미 재배열 버퍼에 저장되어 있는 경우 :
 - 프레임 i 는 중복된 것으로서 폐기한다.
- $V(N) < i < V(R)$ 인 경우 :
 - 만일 재배열 버퍼에 저장되어 있지 않은 프레임이라면, 프레임 i 는 재배열 버퍼에 저장된다.
- $i = V(N)$ 이고 $i < V(R)$ 인 경우 :
 - 재배열 버퍼에 있는 모든 연속적인 RLP 프레임들 즉, $V(N)$ 부터 다음 손실이 있는 프레임 전까지 프레임들을 상위 계층에 전달한다. 전달된 프레임들을 재배열 버퍼에서 제거한 후, $V(N)$ 을 (LAST+1)로 설정한다. 여기서 LAST는 재배열 버퍼에서 상위 계층으로 전달된 마지막 RLP 프레임의 순서번호이다.
- $i = V(N) = V(R)$ 인 경우 :
 - $V(N)$ 과 $V(R)$ 을 +1씩 증가시키며 도착한 프레임들을 상위계층으로 전달한다.
- $i = V(R) \neq V(N)$ 인 경우 :
 - $V(R)$ 을 +1만큼 증가시키며 프레임 i 를 재배열 버퍼에 저장한다.
 - 재전송 타이머가 타임아웃된 프레임들에 대해 재전송을 요청하는 NAK들을 송수신측에 보낸다.
- $i > V(R)$ 인 경우 :
 - 프레임 i 를 재배열 버퍼에 저장한 후, $V(R)$ 를 i

로 설정한다.

- $V(N)$ 부터 $V(R)=i$ 까지 중에 받지 못한 모든 프레임들 가운데 처음 손실이 발견된 프레임과 이전에 손실이 발견되어 재전송을 요청한 프레임들 중에 재전송 타이머가 타임아웃된 프레임들에 대해 재전송을 요청하는 NAK들을 송신측에 보낸다.

- $V(R)$ 을 +1만큼 증가시킨다.

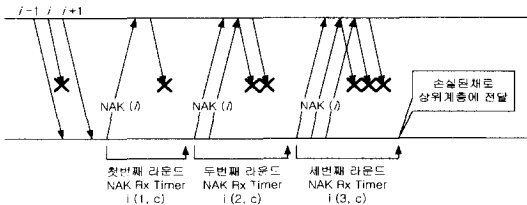


그림 3. (1,2,3) 에러복구 방법(IS-707 RLP)
Fig. 3 N(1,2,3) error recovery scheme(IS-707 RLP)

RLP는 프레임 처리 과정에서 발견한 손실된 프레임들에 대해 재전송을 요청하기 위해 NAK들을 송신측에 보낸다. 수신측에 보낸 NAK가 도착하게 되면 송신측은 재전송이 요청된 프레임에 가장 높은 우선순위를 부여하여 즉시 재전송하여 에러 복구를 수행하게 된다. IS-707 RLP에서는 그림 3에서와 같이 재전송 시도 회수인 라운드를 3번으로 하고 각각의 재전송 라운드에서 NAK 제어 프레임을 1개, 2개, 3개를 보내어 재전송을 요청하는 (1,2,3) 에러 복구 방법을 디폴트로 제안하고 있다. 손실된 프레임을 발견했을 때 손실된 프레임의 재전송을 요청하기 위해 1개의 NAK 제어 프레임을 보낸다. 만일 첫 번째 재전송 라운드에서 NAK 재전송 타이머가 타임아웃되면, RLP는 NAK 재전송 타이머를 재설정하고 타임아웃된 프레임에 대해 2개의 NAK를 보낸다. 두 번째 재전송 라운드에서 다시 타임아웃되면, RLP는 NAK 재전송 타이머를 재설정하고 타임아웃된 프레임에 대해 3개의 NAK를 보낸다. 마지막으로 세 번째 재전송 라운드에서 NAK 재전송 타이머가 타임아웃될 때까지 재전송을 요청한 프레임이 도착하지 않으면 이 프레임에 대한 에러 복구 제어는 TCP에게 넘겨진다. 재전송을 요청한 수신측 RLP는 손실된 모든 각각의 프레임들에 대해 NAK 재전송 타이머를 유지한다. 각각의 NAK 재전송 타이머는 $i(\text{round, counter})$ 즉, 프레임 시퀀스 번호(재전송 라운드, 카운터) 정보를 유지한다. 여기서 NAK 재전송 타이머는 시간으로 동작하는 것이 아니라 프레임 카운터로

동작한다. 즉, NAK 재전송 타이머의 카운터는 단지 새로운 RLP 프레임이 도착할 경우 ($i \geq V(R)$ 인 경우)에만 증가시키고, $V(R)$ 보다 작은 시퀀스 번호를 가진 프레임에 대해서는 증가시키지 않는다.

III. TCP 성능 향상을 위한 RLP 개선 방안

3.1 수정된 RLP 에러 복구 방법

CDMA 무선 링크에서는 페이딩에 의해 에러들간에 상관관계를 갖는다. 이러한 채널환경에서는 에러들이 버스트하게 발생되기 때문에 재전송라운드에서 한 프레임에 대해 연속적으로 재전송을 수행하게 되면 이 프레임들이 모두 손실될 확률이 커진다. 이러한 문제점을 해결하기 위해 참고문헌 [10]에서는 재전송 라운드의 수를 RLP 에러복구시 사용되는 총 NAK 개수만큼 증가시키고 각 라운드에서는 NAK를 하나만 보내는 재전송 방법을 사용하였다. 이 논문에서는 (2,3) 방법과 (1,1,1,1) 방법을 RLP 재전송 방법으로 적용하여 그 성능을 비교하였다. 이 연구 결과에 따르면, 에러간의 상관관계가 클 때에는 (1,1,1,1) 방법이 (2,3) 방법보다 우수한 성능을 갖는다. 왜냐하면 재전송 라운드 수의 증가로 인하여 에러복구에 걸리는 시간은 길어지지만 에러가 버스트하게 발생하는 링크 상태를 피해 에러를 복구할 수 있는 기회를 더 많이 부여함으로써 에러를 복구하지 못하고 상위계층에 전달되는 데이터를 줄여 TCP에게 보여지는 채널에서의 프레임 에러율을 (2,3) 방법에 비해 줄일 수 있기 때문이다. 그러나 에러간의 상관관계가 작고 링크의 프레임 에러율이 큰 경우에는 (2,3) 방법이 (1,1,1,1) 방법보다 성능이 저하된다. (2,3) 방법은 에러간의 상관관계가 작을 때에는 2번 또는 3번 연속적으로 재전송을 하여도 재전송된 프레임 모두가 손실될 가능성이 적어지기 때문에 2번의 재전송 라운드만 수행하여도 충분히 에러를 복구할 수 있다. 반면에, (1,1,1,1) 방법은 손실된 프레임에 대해 총 재전송 회수가 (2,3) 방법과 동일하여 에러복구율은 비슷하지만 RLP에서의 에러복구에 걸리는 시간이 길어져 수신 TCP에게 에러없이 패킷을 전달하였을지라도 TCP의 타임아웃을 초래하여 불필요한 중복 재전송으로 인해 TCP의 성능이 감소하게 되는 것이다.

본 논문에서는 IS-707의 재전송 방법인 (1,2,3) 방법과 비교하기 위해 그림 4에서와 같이 (1,1,1,1,1) 방법을 적용하였으며, 이 방법의 문제점을 개선하여

성능을 향상시키고자 한다.

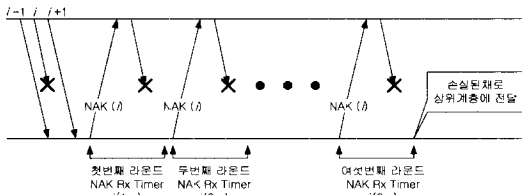


그림 4. (1.1.1.1.1) 에러복구 방법
Fig. 4 (1.1.1.1.1) error recovery scheme

3.2 재전송 실패 예측 알고리즘

수정된 에러 복구 방법은 기존의 방법에 비해 TCP 성능을 향상시킬 수 있지만 재전송 라운드의 증가로 에러복구에 걸리는 시간이 길어지기 때문에 전송지연이 증가되어 성능 향상에 제한을 갖는다. 이러한 성능 향상 제한은 재전송 처리 절차에서 재전송 라운드를 빠르게 진행하도록 하여 RLP에서의 지연을 방지하여 극복할 수 있다.

제안된 알고리즘은 수신측 RLP에서 도착한 프레임임을 처리하는 과정에서 재전송에 실패한 프레임들을 예측하여 NAK 재전송 타이머의 타임아웃을 기다리지 않고 다음 재전송 라운드를 수행하도록 하여 RLP에서의 지연을 방지하는 기능을 갖는다. 제안된 알고리즘을 재전송 실패 예측 알고리즘이라 부르게 한다.

수정된 에러 복구는 재전송을 시도하는 방법만을 수정하였으며 재전송 처리 절차는 기존의 RLP에서 사용되는 절차를 동일하게 적용한다. 그림 5는 수정된 에러 복구에서 재전송 처리 과정의 예를 보여 주고 있다. 그림 5에서는 0번부터 3번까지의 데이터 프레임이 손실되고 4번 프레임이 전송에 성공하였으며 재전송 NAK 타이머의 타임아웃 값은 8개의 새로운 프레임이 도착할 때 발생한다고 가정하자. 4번 데이터 프레임을 수신한 RLP는 0번부터 3번까지의 프레임이 손실되었다는 것을 알고 손실된 프레임들에 대해 순서대로 재전송을 요청하고 각각에 대해 NAK 재전송 타이머가 재설정된다. 만일 재전송된 프레임들 가운데 3번 프레임만 성공적으로 도착하고 나머지는 손실되었다면, 기존의 RLP에서는 재전송에 실패한 프레임들에 대한 다음 재전송 시도는 타임아웃이 발생할 때 이루어진다. 즉, 12번째 프레임이 도착하는 순간에 프레임 카운터의 값이 8이 되어 타임아웃이 발생하여 재전송에 실패한 프레임들은 다시 재

전송을 시도하게 된다.

만일 재전송에 실패한 프레임들(즉, 0번, 1번, 2번 프레임)을 예측할 수 있다면 타임아웃이 되기 전에 다음 재전송 과정을 수행하거나 최종라운드였다면 바로 상위계층에 올려보내 TCP에게 빨리 알려줌으로써 RLP에서의 지연을 줄일 수 있다. 이러한 재전송 실패에 대한 예측은 재전송 프레임이 성공적으로 도착해야한다는 제한적 조건을 가지고 있지만 에러가 빈번히 발생하는 무선환경에서는 효과적인 데이터 전송을 수행할 수 있도록 하는 역할을 할 수 있다.

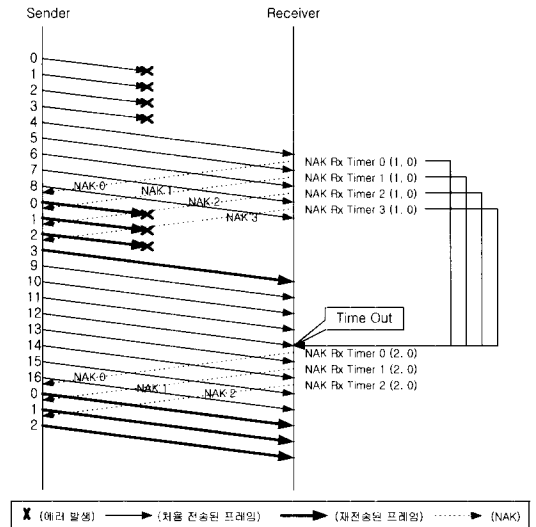


그림 5. 수정된 에러 복구에서의 재전송 과정
Fig. 5 Procedure of retransmission in the modified error recovery

재전송 실패 예측 알고리즘은 재전송에 실패한 프레임들을 NAK 재전송 타이머가 유지하는 정보를 비교하여 찾아낼 수 있다. 재전송과정에서 실패한 프레임들을 찾아내는 방법은 다음과 같다. 수신측 RLP의 프레임 처리 과정에서 현재 성공적으로 도착한 프레임 i 가 $V(N) < i < V(R)$ 인 경우일 때, $V(N)$ 부터 $(i-1)$ 번째까지의 프레임들 가운데 손실된 프레임의 재전송 타이머의 (라운드, 카운터)와 i 재전송 타이머의 (라운드, 카운터)를 비교하여 이미 재전송에 실패한 프레임들을 찾아 낼 수 있다. 제안된 알고리즘에서는 i 와 같은 라운드이고 i 보다 크거나 같은 카운터 값을 가지는 손실된 프레임들을 찾아내어 현재 라운드에서 재전송이 실패한 것으로 간주하여 빠른 에러 복구를 수행하도록 하였다. 그림 6은 재전송 실패 예측 알고리즘을 적용하였을 때 RLP에서의 재전

송 처리 과정의 예를 나타낸 것이다.

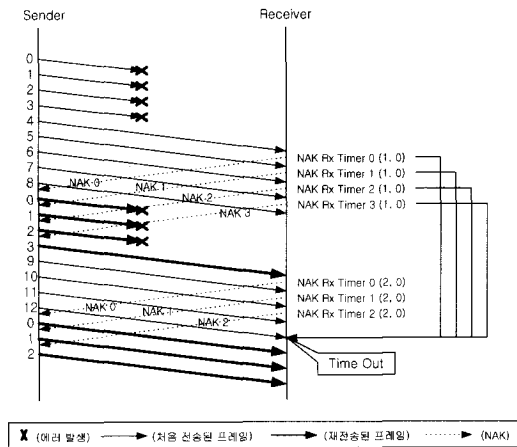


그림 6. 제안된 알고리즘을 적용한 재전송 과정
Fig. 6 Procedure of the retransmission applying the proposed algorithm

그림 6에서는 그림 5와 같이 재전송을 통해 성공적으로 3번 프레임만이 도착하였을 경우를 고려하였다. 제안된 알고리즘은 3번 프레임에 대한 재전송 타이머의 정보를 현재 수신측 RLP가 유지하고 있는 손실된 프레임들의 재전송 타이머의 정보와 비교를 하게 된다. 여기서는 0번, 1번, 그리고 2번 프레임의 재전송타이머의 라운드와 카운터 값이 3번 프레임의 재전송 타이머와 같은 값을 유지하고 있다. 왜냐하면 처음 손실이 동시에 발견되었기 때문에 재전송 타이머의 정보는 동일한 값을 지니고 있는 것이다. 따라서 그림 6의 경우, 제안된 알고리즘은 0번, 1번, 그리고 2번 프레임이 현재 라운드에서 재전송이 실패한 것을 예측 할 수 있다. 만일 2번 프레임만 도착하였다면 0번과 1번 프레임만을 예측할 수 있고, 1번 프레임만 도착하였다면 0번 프레임만을 예측할 수 있어 재전송 실패 예측에 한계를 가진다. 그러나 무선 채널 환경에서는 버스티한 에러가 빈번하게 발생하므로 제안된 알고리즘은 재전송 과정이 효율적으로 이루어 질 수 있도록 도와주는 역할을 충분히 할 수 있다. 그림 5와 그림 6에서는 여러 개의 에러가 동시에 발견된 경우에 대해서만 예를 들었지만 손실된 프레임들이 동시에 발견되지 않더라도 재전송 실패를 예측할 수 있다. 즉, 수신측 RLP에서 발견된 손실된 프레임들이 동일한 재전송 라운드를 수행하고 있다면 성공적으로 도착한 재전송된 프레임의 타이머의 카운터 값보다 큰 값을 가진 프레임들을 찾아

내어 즉시 다음 재전송 라운드를 수행하도록 하여 RLP에서의 전송 지연을 줄일 수 있다.

제안된 알고리즘은 기존 RLP에서의 프레임 처리 과정인 $V(N) < i < V(R)$ 인 경우에 적용하여 기존의 방법보다 빠른 에러 복구 과정이 수행 될 수 있도록 하였다. 특히 제안된 알고리즘을 수정된 에러 복구 방법인 (1,1,1,1,1)에 적용하면 에러간의 상관관계가 작은 경우에 나타나는 문제점을 보완할 수 있기 때문에 기존 방법에 비해 더 좋은 성능을 가져올 수 있다. 또한 에러간의 상관관계가 큰 경우에서도 역시 TCP의 수율 성능을 향상시킬 수 있다. 그림 7은 재전송 실패 예측 알고리즘의 순서도를 나타낸다.

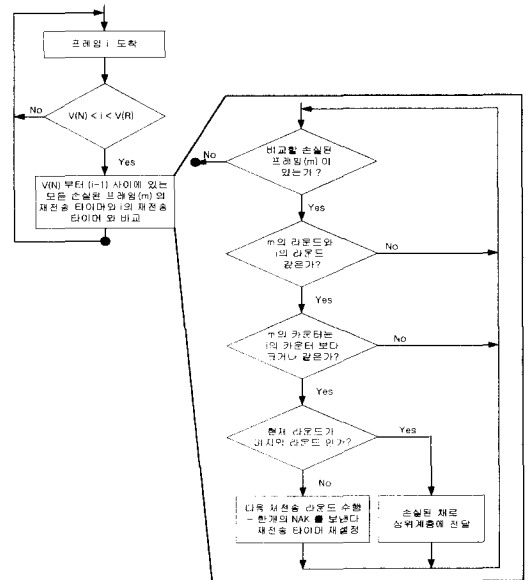


그림 7. 제안된 알고리즘의 순서도
Fig. 7 Flow chart of the proposed algorithm

IV. 제안된 방식을 이용한 TCP/RLP 성능 고찰

4.1 시뮬레이션 모델

1) 상관관계 페이딩 채널 모델링

본 논문에서는 데이터 전송이 고정호스트로부터 이동호스트로 이루어지는 상황만을 고려하였다. 따라서 무선 채널에서의 에러 모델은 순방향 링크(기지국→이동호스트)에만 적용되며 제어 데이터가 전송되는 역방향 링크(이동호스트→기지국)은 에러가 없는 채

널로 가정하였다. 프레임 에러간의 상관관계를 갖는 채널에서의 에러 모델은 참고문헌 [9]와 같이 두 개의 상태를 갖는 마코프 모델을 사용하였다. 상관관계 페이딩 채널에서의 에러 프로세서(연속적인 데이터 블록의 성공과 실패) 모델은 상태변이(state transition) 확률 매트릭스를 갖는 두 개의 상태(즉, 성공과 실패)를 갖는 마코프 체인으로 모델링 될 수 있다. 이 때 상태 전이 확률 매트릭스는 식(1)과 같다.

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

여기서, p와 1-q는 각각 (j-1)번째 데이터 블록 전송이 성공했을 때와 실패했을 때, j번째 데이터 블록이 성공할 확률이다. 매트릭스 M_c 가 주어지면, 상관관계를 갖는 페이딩 채널의 특성을 표현할 수 있다. 마코프 파라미터인 p와 q의 결정 방법은 다음과 같다.

M_c 가 주어지면 체인의 안정상태 분포(steady-state distribution)를 구할 수 있다. 안정상태에서 프레임에 에러 발생할 수 있는 확률 P_E 는 식(2)에서와 같이 구해질 수 있다.

$$P_E = \frac{1-p}{2-p-q} \quad (2)$$

이때 Rayleigh 페이딩 채널에서의 페이딩 마진(F)이 주어지면 평균 프레임 에러율(FER) P_E 는 식(3)에서 구해질 수 있다.

$$P_E = 1 - e^{-1/F} \quad (3)$$

마코프 파라미터 q는 식(4)와 식(5)를 이용해 구할 수 있다.

$$q = 1 - \frac{Q(\theta, \rho\theta) - Q(\rho\theta, \theta)}{e^{1/F} - 1} \quad (4)$$

$$\theta = \sqrt{\frac{2/F}{1 - \rho^2}}, \quad \rho = J_0(2\pi f_d T) \quad (5)$$

식(5)에서 J_0 는 0차 베셀 함수이며, ρ 는 채널에서의 타임슬롯(데이터 블록의 길이)이 T일 때, 도플러 주파수 f_d 을 갖는 페이딩 채널에서 두 개의 연속적인 데이터 블록간의 가우시안 상관계수이다. 이

때 $f_d T$ 는 페이딩 프로세서의 상관관계(correlation)를 나타내는 Normalized Doppler bandwidth이다. 식(4)에서의 $Q(x,y)$ 는 Marcum Q 함수이다.

식(3)과 식(4)에서 각각 P_E 와 q를 구하여 식(2)에 대입하면 마코프 파라미터 p를 찾아낼 수 있다. 그러므로 마코프 체인 파라미터 p와 q는 $f_d T$ 와 P_E 에 따라 결정된다. 이때 $(1-q)^{-1}$ 은 버스티하게 발생하는 프레임 에러의 평균 길이를 나타내며 이것은 기하 분포를 갖는다.

이 채널 모델을 RLP 프레임 레벨에 적용하게 되면 타임슬롯 T는 20msec가 된다. 만일 채널에서의 캐리어 주파수가 900MHz이라고 하면, IS-707 RLP에서는 데이터 블록 길이(T)가 20ms이므로 $f_d T$ 가 0.01와 1.00일 경우에 이동호스트의 속도는 각각 약 0.6km/h와 60km/h가 된다. 따라서 $f_d T$ 는 이동호스트의 이동 속도에 따라 달라진다. $f_d T$ 가 작을 경우(이동속도가 느린 이동호스트)에는 페이딩 프로세서가 매우 큰 상관관계를 가져 프레임 에러의 버스트가 증가하게 되고, $f_d T$ 가 커질수록(이동속도가 빠른 이동호스트) 페이딩 프로세서의 상관관계가 작아져 프레임 에러의 버스트가 감소하게 되어 프레임 에러간의 상관관계가 거의 없게 된다.

본 논문에서는 $f_d T(0.01, 1.00)$ 에 대해 P_E (0.01~0.3)의 값을 변화시켜 프레임 에러의 버스트가 변하는 상관관계 페이딩 채널 모델을 RLP 프레임 레벨에 적용하였다. 표 1은 $f_d T$ 와 P_E 가 주어졌을 때 마코프 파라미터와 평균 프레임 에러 버스트 길이를 계산한 결과이다.

표 1. 마코프 파라미터 p와 q
Table 1 Markov parameters p and q

$f_d T$	P_E	F(dB)	p	q	1/(1-q)
0.01	0.01	19.98	0.9975	0.7527	4.04
	0.10	9.77	0.9918	0.9264	13.58
	0.20	6.51	0.9881	0.9523	20.98
	0.30	4.48	0.9849	0.9648	28.45
1.00	0.01	19.98	0.9900	0.0105	1.01
	0.10	9.77	0.9005	0.1046	1.12
	0.20	6.51	0.8020	0.2080	1.27
	0.30	4.48	0.7045	0.3104	1.47

2) TCP/RLP 시뮬레이션 모델

상관관계 페이딩 채널에서의 TCP/RLP 성능을 측정하기 위해 시뮬레이션 모델을 그림 8과 같이 설정하였다. 이 시뮬레이션 모델은 C언어를 이용하여 작성되었다. 본 논문에서는 RLP에서의 에러 복구 능력 향상을 통한 TCP 성능을 살펴보기 위해 기지국과 고정호스트간의 유선링크는 직접 연결되어 전송지연이나 데이터 손실이 없는 것으로 가정한다. TCP는 TCP Reno 버전을 사용하였다.

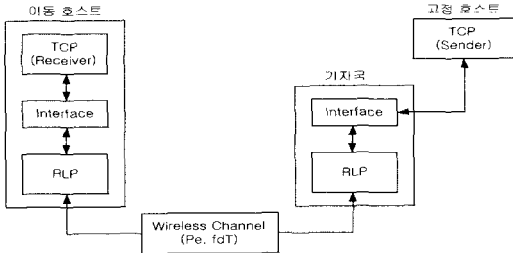


그림 8. TCP/RLP 시뮬레이션 모델
Fig. 8 TCP/RLP simulation model

고정호스트의 TCP는 혼잡제어 메커니즘에 의해 동작되며, TCP의 송신 윈도우가 가용상태로 전환되면 즉각적으로 다음에 전송할 데이터를 윈도우에 삽입하는 것으로 가정한다. TCP 최대 세그먼트 크기(MSS)를 536byte로 설정하였으며 전송되는 TCP 데이터 패킷의 크기는 TCP헤더와 IP헤더를 각각 20byte를 추가하여 576byte로 설정하였다. 전송된 TCP 데이터 패킷은 기지국의 인터페이스에 전달되고, RLP는 하나의 패킷을 30개의 데이터 프레임으로 나누어서 데이터 전송 속도가 9600bps인 무선채널로 통해 이동호스트에 전송한다. 무선채널에서 데이터가 전송될 때 발생하는 링크 지연은 100ms로 가정하였다. 그러므로 RLP에서 재전송 타이머의 타임아웃 값은 순방향과 역방향에서의 링크 지연(200ms)과 이미 앞에서 언급한 RLP의 재전송시 발생하는 버퍼링 지연 보상값(100ms)을 더한 값으로 설정하였다. 즉, 300ms는 15개의 프레임에 해당된다. 이동호스트에서는 인터페이스가 RLP로부터 전달된 프레임들을 재구성하여 수신 TCP에게 넘겨준다. 수신 TCP는 패킷이 성공적으로 도착하면 ACK를 고정호스트로 보내며, TCP ACK의 패킷 크기는 40byte로 설정하였다. 무선채널은 앞에서 이미 언급한 두 개의 상태를 갖는 마코프 모델로 모델링을 하였다. 시뮬레이션에서 사용되는 파라미터들은 표 2에 정리하였다.

표 2. 시뮬레이션 파라미터들
Table 2. Simulation parameters

파라미터	값
TCP 버전	TCP Reno
TCP 최대 세그먼트 크기(MSS)	536bytes
TCP 데이터 패킷 크기	576bytes
TCP ACK 패킷 크기	40bytes
TCP 최대 윈도우 사이즈(W)	4MSS
데이터 전송율(R)	9600bps
RLP 프레임 크기(페이로드 크기)	24bytes (19bytes)
무선 링크 지연	100ms
RLP 버퍼링 지연 보상값	100ms
$f_d T$	0.01, 1.00
P_E	1% ~ 30%

성능 파라미터는 TCP 수율(TCP throughput), RLP 지연(RLP delay)과 RLP 프레임 에러율(RLP frame error rate)에 대해 고려하였다. 첫 번째, TCP 수율은 수신 TCP가 성공적으로 처리한 데이터 양을 측정하여 링크의 순수 데이터 전송율로 나눈 값으로 나타내어진다. 링크의 데이터 전송율이 9600bps일 때, RLP 프레임에서 5byte가 헤더로 사용되므로 순수 데이터 전송율은 7600bps가 된다. 두 번째, RLP 지연은 RLP 데이터 프레임이 처음 전송된 시간부터 성공적으로 도착하거나 마지막 재전송을 한 후 실패했을 때까지의 걸린 시간을 의미한다. 마지막으로, RLP 프레임 에러율은 TCP로 전달되는 모든 프레임들 가운데 에러를 복구하지 못한채 전달되는 프레임의 비율을 나타낸다.

4.2 실험 결과 및 분석

본 논문에서는 에러간의 상관관계가 다른 두 페이딩 채널환경에서 제안된 알고리즘을 (1,1,1,1,1,1) 방법에 적용하였을 경우와 적용하지 않았을 경우를 (1,2,3) 방법과 비교하여 그 성능을 시뮬레이션을 통해 분석하였다.

그림 9는 표 1에서 계산된 마코프 파라미터를 가지고 시뮬레이션 채널에서 발생된 프레임 에러의 평균 버스티 길이를 보여주고 있다. $f_d T$ 가 0.01과 1.00이고 채널에서의 P_E 가 0.01에서 0.3까지 변할 때, 각각 (3.94~28.19)와 (1.00 ~1.48)인 평균 버스티 길이를 가지는 에러들이 발생하는 것을 알 수 있다.

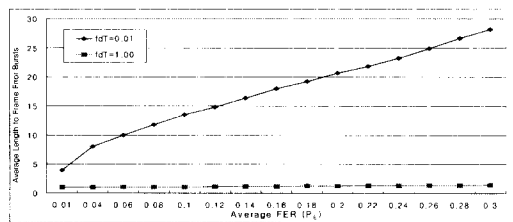


그림 9. 프레임 에러 버스트 평균 길이
Fig. 9 Average length of frame error bursts

그림 10은 에러간의 상관관계가 큰 채널 ($f_d T = 0.01$)에서 TCP의 수율 성능을 측정된 것이다. 그래프에서 보면 채널 환경이 좋을 때 (P_E 가 0.12이하)는 3가지 방법 모두 비슷한 성능을 보인다. 그러나 P_E 가 0.12이상일 때부터 (1,1,1,1,1) 방법은 (1,2,3) 방법에 비해 더 좋은 TCP 성능을 보여 주고 있다. 이것은 채널 상태가 악화될수록 에러가 버스트하게 발생하는 구간이 자주 나타나고 버스트 길이가 커지기 때문이다. 이것은 (1,2,3) 에러복구 수행 능력을 저하시키는 원인을 제공한다. 즉, (1,2,3) 에러 복구는 손실된 프레임에 대해 연속적인 재전송을 수행하여 각 라운드에서 에러가 복구될 확률이 크지만 에러가 버스트하게 발생하는 구간에서 프레임들이 재전송되면 모두가 손실될 가능성이 높아져 에러복구에 실패하는 확률이 높아지기 때문이다. 그러나 (1,1,1,1,1) 재전송 방법은 각각의 라운드에서 한번씩 재전송을 하여 (1,2,3) 방법에 비해 각 라운드에 에러가 복구될 확률이 작아지고 재전송 라운드의 증가로 전송지연이 커지지만, 재전송 라운드를 증가시킴으로써 에러가 버스트하게 발생하는 에러 구간을 피해 재전송을 함으로써 에러 복구 능력이 향상된다. 제안된 알고리즘을 (1,1,1,1,1) 재전송 방법에 적용시켰을 때 기존 방법에 비해 최대 40% 정도의 TCP 수율 성능 향상이 됨을 알 수 있다. 이것은 제안된 알고리즘이 RLP 지연과 RLP 프레임 에러율을 줄이기 때문이다.

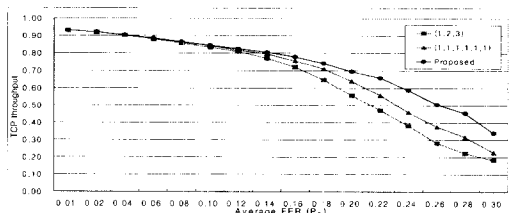


그림 10. $fdT=0.01$ 인 페이딩 채널에서 FER에 따른 TCP 수율
Fig. 10 TCP throughput vs. FER over fading channel with $fdT=0.01$

그림 11과 그림 12는 $f_d T$ 가 0.01인 페이딩 채널에서 RLP 프레임 에러율과 RLP 지연을 측정된 것이다. 그림 11에서 알 수 있듯이, 에러의 상관관계가 큰 채널에서는 (1,1,1,1,1,1) 방법이 각각의 재전송 라운드에서 에러를 복구할 확률은 (1,2,3) 방법에 비해 적지만 재전송 라운드의 증가로 인해 에러를 복구하지 못한채 상위계층에게 전달되는 프레임이 적기 때문에 RLP 프레임 에러율이 최대 2배($FER=0.3$ 일때)정도 향상되었다. (1,1,1,1,1,1) 방법은 TCP에게 채널에서의 프레임 에러율을 (1,2,3) 방법에 비해 효과적으로 숨김으로써 TCP의 수율을 향상시킬 수 있다. 그리고 제안된 알고리즘이 적용된 (1,1,1,1,1,1) 재전송 방법이 적용하지 않은 경우에 비해 에러 복구 실패율이 더 작아지는 것을 볼 수 있다. 이것은 재전송 실패 예측 알고리즘에 의해 그림 12에서와 같이 RLP에서의 전송 지연을 줄여주기 때문에 빠른 에러복구가 수행되어 RLP에서 프레임 처리량이 많아져 상대적으로 RLP 프레임 에러율이 작아지는 것이다. 따라서 제안된 알고리즘은 (1,1,1,1,1,1) 방법의 에러복구 과정을 빠르게 처리하도록 도와주기 때문에 상관관계가 큰 채널에서도 TCP 수율을 향상시킨다.

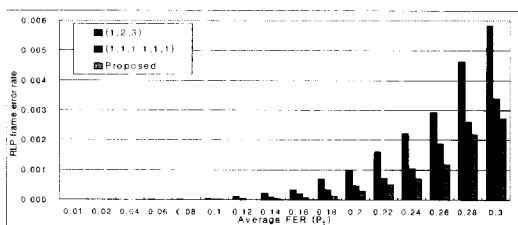


그림 11. $fdT=0.01$ 인 페이딩 채널에서의 FER에 따른 RLP 프레임 에러율
Fig. 11 RLP frame error rate vs. FER over fading channel with $fdT=0.01$

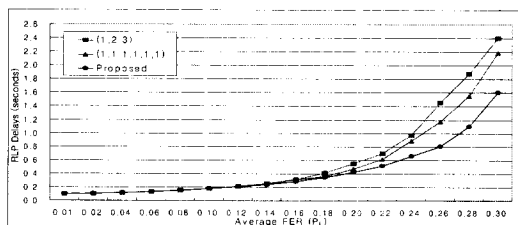


그림 12. $fdT=0.01$ 인 페이딩 채널에서의 FER에 따른 RLP 지연
Fig. 12 RLP delay vs. FER over fading channel with $fdT=0.01$

그림 13은 에러간의 상관관계가 작은 채널($f_d T = 1.00$)에서 TCP의 수율 성능을 측정할 결과이다. 그래프에서 보면 P_E 가 0.20보다 적을 때에는 세가지 방법 모두 거의 같은 성능을 보이지만 P_E 가 0.20보다 커질 때에는 (1,1,1,1,1) 방법은 (1,2,3) 방법에 비해 TCP 성능이 급격히 감소하는 것을 볼 수 있다. 그러나 제안된 알고리즘을 적용하였을 경우에는 (1,2,3) 방법에 비해 약 3.5% 정도 수율이 향상되었다. 이 결과에 대한 확인은 RLP 프레임 에러율과 RLP 지연의 관계를 살펴보면 알 수 있다.

그림 14와 그림 15는 그림 13에서의 RLP 프레임 에러율과 RLP 지연을 측정할 것이다. 그림 14에서 보면 세가지 방법 모두 거의 똑같은 RLP 프레임 에러율을 가진다. 이러한 이유는 그림 9에서 살펴본 것처럼 에러간의 상관관계가 작은 경우에는 에러들이 거의 독립적으로 발생하기 때문에 (1,2,3) 방법에 의한 에러복구의 성능은 저하되지 않기 때문이다. 그리고 (1,1,1,1,1) 방법은 (1,2,3) 방법에 각각의 재전송 라운드에서 에러를 복구할 확률은 작지만 '둘다' 동일하게 총 6번의 재전송이 이루어지므로 비슷한 결과를 갖게 되는 것이다.

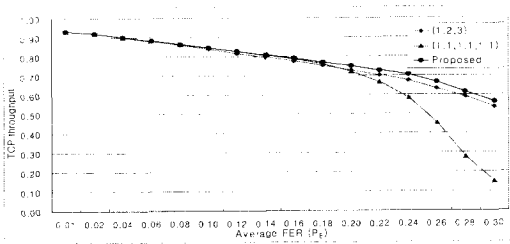


그림 13. $fdT=1.00$ 인 페이딩 채널에서 FER에 따른 TCP 수율
Fig. 13 TCP throughput vs. FER over fading channel with $fdT=1.00$

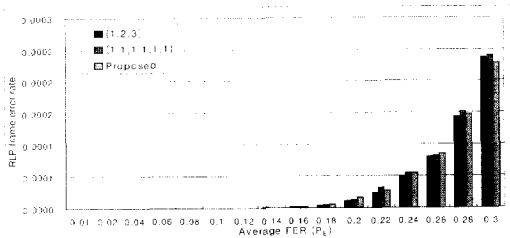


그림 14. $fdT=1.00$ 인 페이딩 채널에서의 FER에 따른 RLP 프레임 에러율
Fig. 14 RLP frame error rate vs. FER over fading channel with $fdT=1.00$

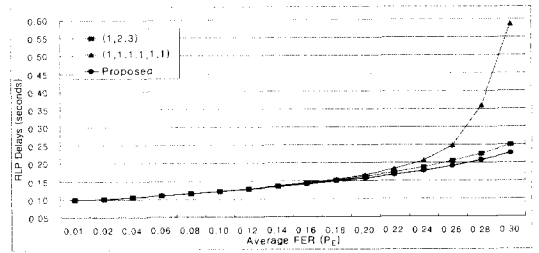


그림 15. $fdT=1.00$ 인 페이딩 채널에서의 FER에 따른 RLP 지연
Fig. 15 RLP delay vs. FER over fading channel with $fdT=1.00$

그러나 그림 15에서 보는 바와 같이 최종 재전송 라운드까지 수행하는데 걸리는 시간 증가로 인한 RLP 지연은 (1,1,1,1,1) 방법이 더 길어지기 때문에 수율성능의 저하가 발생하는 것이다. 즉, RLP에서의 에러복구를 통해 성공적으로 패킷을 전송하였을지라도 TCP간의 확인 응답이 늦어져 TCP의 타이머는 타임아웃을 발생시켜 불필요한 중복된 재전송이 이루어지며 TCP의 재전송 타이머의 RTO가 길어져 TCP의 성능이 떨어지게 되는 것이다. 그러나 제안된 알고리즘을 적용하였을 경우에는 RLP 지연이 증가되는 것을 방지 할 수 있기 때문에 수율 성능이 향상된다.

V. 결론

본 논문에서는 페이딩으로 인해 에러간의 상관관계가 크고 링크의 상태가 좋지 않은 경우에 RLP에서의 에러 복구 능력이 저하되는 단점을 가지는 (1,2,3) 방법을 해결하기 위해서 재전송을 요청하는 전체 회수는 동일하게 하면서 재전송이 시도되는 라운드를 증가시키는 (1,1,1,1,1) 방법을 적용하였다. 이 방법은 에러간의 상관관계가 큰 채널에서는 (1,2,3) 방법에 비해 에러복구 수행 능력이 향상되지만 에러간의 상관관계가 적은 채널에서는 수행 능력이 떨어졌다. 이는 재전송 라운드의 증가로 인하여 RLP에서 에러복구를 수행하는데 걸리는 시간이 길어져 RLP에서의 전송지연이 증가되었다. 이러한 RLP에서의 전송지연의 증가를 개선하고자 재전송 실패 예측 알고리즘을 제안하였다. 제안된 알고리즘은 재전송되어 도착한 프레임의 타이머가 유지하는 정보인 재전송 라운드와 카운터를 현재 재전송을 기다리고 있는 손실된 프레임의 타이머 정보와 비교하여 이미 재전송이 실패한 프레임들을 찾아내는 기능

을 수행하였다. 이것은 NAK 재전송 타이머의 타임아웃이 되기 전에 다음 재전송과정을 수행할 수 있도록 도와주어 RLP에서의 재전송과정이 빠르게 진행되도록 하였다. 제안된 알고리즘을 이용한 (1,1,1,1,1) 방법의 성능 개선은 에러간의 상관관계가 다른 두 채널에 대해 시뮬레이션을 통해 확인하였다. 에러간의 상관관계가 큰 채널에서는 (1,1,1,1,1) 재전송 방법에 재전송 실패 예측 알고리즘을 적용하였을 경우 (1,2,3) 재전송 방법에 비해 최대 40%의 TCP 수율 성능 향상을 보였다. 그리고 에러간의 상관관계가 작은 채널에서는 (1,1,1,1,1) 재전송 방법은 FER이 큰 영역에서 TCP의 수율이 급격히 저하되는 것을 알 수 있다. 그러나 제안된 알고리즘을 적용함으로써 이러한 수율 저하를 방지할 수 있었으며 기존의 (1,2,3) 방법에 비해 오히려 약 3.5% 정도의 성능 향상을 보였다.

참 고 문 헌

[1] W.R. Stevens, TCP/IP Illustrated, Addison Wesley, 1994, vol. 1.
 [2] V. Jacobson, "Congestion Avoidance and Control", Proc. SIGCOMM, Aug 1988, pp. 314-329.
 [3] Karn, P. and Partridge, C. "Estimating round-trip times in reliable transport protocols", Proc. SIGCOMM, Aug 1987.
 [4] H. Balakrishnan, S. Seshan, E. Amir, and R. H. Katz, "Improving TCP/IP Performance over Wireless Network" Proc. IEEE Distributed Computing Systems, May 1997, pp. 365-373.
 [5] G. Xylomenos and G. C. Polyzos, "Internet Protocol Performance over Networks with Wireless Links", IEEE Network, July 1999, pp. 55 - 63.
 [6] H. Balakrishnan, V. N. Padmanabhan, S. Seshan, and R. H. Katz, "A Comparison of Mechanism for Improving TCP Performance over Wireless Links", Proc. ACM SIGCOMM, 1996, pp. 256-269.
 [7] TIA/EIA/IS-707 "Data services option standard for wideband spread spectrum digital cellular system", February 1998.

[8] TIA/EIA/IS-99 "Data services option standard for wideband spread spectrum digital cellular system", July 1995.
 [9] A. Chockalingam and G. Bao, "Performance of TCP/RLP Protocol Stack on Correlated Fading DS-SS Wireless Links", IEEE Transactions on Vehicular Technology, vol. 49, January 2000, pp. 28-33.
 [10] F. Khan, S. Kumar, K. Medepalli, and S. Nanda, "TCP performance over cdma 2000 RLP", Proc. IEEE VTC 2000, May 2000, pp. 41-45.
 [11] M. Zorzi, R. R. Rao, and L. B. Milstern, "On the accuracy of a first order Markov model for data block transmission on fading channels", Proc. IEEE ICUPC'95, November 1995, pp. 211-225.
 [12] G. Bao, "Performance evaluation of TCP/RLP protocol stack over CDMA wireless link", Proc. Wireless Networks, August 1996, pp. 229-237.
 [13] Y. Bai, A. Ogielski, and G. Wu, "TCP over IS-707", Proc. of PiMRC'99, September 1999.

송기영(Ki-Young Song)

정회원



1999년 2월 : 연세대학교 전기공학과(학사)
 2001년 2월 : 연세대학교 대학원 전기전자공학과(석사)
 2001년 3월~현재: 삼성전자 정보통신(연구원)

<주관심분야> 이동통신시스템(CDMA), TCP

송 자 빈(Ja-Bin Song)

정회원

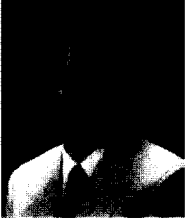


1999년 2월 : 서울시립대학교
수학과(학사)
2001년 8월 : 연세대학교 대학
원 전기전자공학과 (석사)
2001년 9월~현재: NIST(연
구원)

〈주관심분야〉 TCP/IP, Wireless LAN, Ad-Hoc
Network

박 영 근(Young-Keun Park)

정회원



1986년 2월 : 연세대학교
전기공학과(학사)
1990년 8월 : University of
Minnesota 전기공학과 (석사)
1993년 12월 : University
of Minnesota 전기공학과(박사)
1994년 1월~1996년 2월 :
University of Minnesota

전기공학과(Post Doc.)

1996년 3월~2001년 8월 : 연세대학교 기계전자
공학부 조교수

2001년 9월~현재 : 연세대학교 기계전자공학부
부교수

〈주관심분야〉 컴퓨터 네트워크, 멀티미디어 통신망,
ATM 교환기, 신경회로망 응용