

논문 2004-41TC-7-2

무선 랜에서 채널 상태를 고려한 적응적 전송 방법

(Adaptive Redundancy Scheme Using Channel State Estimation in Wireless LANs)

김 선 명*, 조 영 중*

(Sun-Myeng Kim and Young-Jong Cho)

요 약

무선 랜 환경에서 신뢰성 있는 멀티캐스트 프로토콜을 지원하기 위해서는 에러 복구와 흐름 제어와 같은 기능이 필요하다. 유선과 무선의 비대칭적인 상호작용으로 인해 발생하는 큐잉 손실과 제한된 무선 채널의 대역폭은 패킷 손실을 줄일 수 있는 효율적인 방법을 필요로 한다. 그리고 공유되는 하나의 브로드캐스트 매체를 사용하기 때문에 여러 수신 단말로부터 동시에 피드백 정보가 전송단에 전달되면 전송단의 채널 혼잡과 과부하를 야기시킬 뿐만 아니라 순방향의 데이터 프레임 전송을 지연 시키게 된다. 그러므로 수신 단말로부터 전송되는 피드백 정보의 수를 줄이는 방법이 필요하다. 본 논문에서는 무선 랜 멀티캐스트 환경에서 채널 상태를 고려하는 적응적 FEC(Forward Error Correction) 방법과 ARQ(Automatic Repeat Request) 방법을 사용하여 역방향 채널의 피드백 수와 재전송 횟수를 줄이고 높은 데이터 신뢰성을 제공할 수 있는 ARS(Adaptive Redundancy Scheme) 방법을 제안한다. 제안하는 방법의 성능을 수학적 분석과 AWGN과 레일리 페이딩(Rayleigh fading) 채널 환경에서의 모의실험 결과를 통해 평가하였다. 성능 평가 결과, 제안하는 방법이 기존의 FEC와 ARQ를 사용하는 방법에 비해 비슷한 효율을 유지하면서 피드백 정보의 수와 재전송 횟수를 줄이고 높은 데이터 신뢰성을 제공하는 것을 확인하였다.

Abstract

WLAN (Wireless Local Area Networks) needs error recovery and flow control schemes to support reliable multicast protocol. Limited wireless bandwidth, as well as queuing losses caused by the asymmetric wired/wireless interactions, demands more effective approaches for reducing packet losses. Moreover, since the wireless channel is a shared broadcast medium, if sender receives feedback information simultaneously from several receivers, the feedback delays data frame transmission of forward direction by introducing channel congestion and burden at the sender. Therefore, it is important to minimize the amount of feedback information from receivers. In this paper, we propose an ARS(Adaptive Redundancy Scheme) that combines FEC(Forward Error Correction) using channel state estimation and ARQ(Automatic Repeat Request) both to reduce the amount of feedback information and the number of retransmissions and to guarantee high data reliability in a WLAN multicast environment. Performance of the proposed scheme is evaluated by means of analysis and simulations in AWGN and Rayleigh fading channels. The results show that the proposed scheme reduces the amount of feedback information and the number of retransmissions and guarantees high data reliability, while keeping throughput efficiency similarly with the conventional FEC and ARQ scheme.

Keywords : ARQ, FEC, Feedback Implosion, Multicast, WLAN.

I. 서 론

멀티캐스트는 하나의 전송단에서 수많은 수신 단말에게 데이터를 전송하기에 효율적인 방법이다. 멀티캐스트는 네트워크에 있는 모든 수신 단말에게 전송하는

브로드캐스트(Broadcast)나 각각의 수신 단말에게 전송하는 유니캐스트(Unicast)보다 네트워크와 시스템 비용이 적게 들어간다. 멀티미디어 회의, 온라인 게임과 같은 응용은 QoS(Quality of Service)의 보장과 멀티캐스트 통신을 필요로 한다. 앞으로의 네트워크는 수많은 이동 수신 단말을 포함할 것이다. 그러므로 무선 대역폭의 효율적인 사용과 더 좋은 성능을 위해 멀티캐스트 통신의 지원은 중요하다.

* 정회원, 아주대학교 정보통신공학과
(Department of Information and Communication,
Ajou University)

접수일자: 2004년2월17일, 수정완료일: 2004년6월28일

신뢰성 있는 멀티캐스트 서비스를 무선 랜으로 확장하기 위해서는 무선 랜의 여러 가지 특징을 고려해야 한다^[1]. 첫째, 유선 네트워크와 비교해서 무선 랜에서의 패킷 손실율은 매우 높고 버스트하게 발생한다. 그리고 수신 단말의 이동성으로 인해 수신 단말에서의 채널 환경은 계속적으로 변한다. 둘째, 무선 랜에서의 패킷 손실 특징은 유선 네트워크에서와는 매우 다르다. 혼잡에 따른 대부분의 흐름제어는 패킷 폐기 방법을 사용한다. 이 방법은 전송 중에 에러가 거의 발생하지 않는 기존 유선 네트워크에서는 유효하다. 그러나 패킷 손실과 에러가 시그널의 페이딩이나 외부 간섭에 의해 발생하는 무선 네트워크에서는 상황이 다르다. 그러므로 패킷 폐기를 통해 전송 속도를 낮추는 혼잡제어 방법은 비효율적이다. 셋째, 802.11b CSMA/CA MAC 계층은 RTS/CTS 시그널링을 제공한다. 그리고 유니캐스트 프레임에 대한 링크 계층 ACK는 제공하지만 멀티캐스트 프레임에 대한 시그널링은 제공하지 않는다. 마지막으로, 무선 채널은 하나의 공유되는 브로드캐스트 매체이다. 여러 수신 단말로부터 동시에 피드백 정보가 전달되면 전송단에 채널 혼잡과 과부하를 야기시킨다. 따라서 순방향의 데이터 프레임 전송을 지연시키게 된다. 그러므로 수신 단말로부터 전송되는 피드백 수를 줄이는 것이 바람직하다.

신뢰성 있는 멀티캐스트 프로토콜은 효율을 극대화하고 혼잡을 최소화함과 동시에 신뢰성을 보장하기 위해 다양한 방법을 사용한다. 수신 단말이 NACK를 전송함으로써 패킷 손실을 전송단에 전달하는 NACK 기반 프로토콜^[2,3]은 일반적으로 수신한 모든 패킷에 대해 ACK를 전송하는 ACK 기반 프로토콜^[4]보다 확장성이 더 좋다. 프로토콜 종류에 상관없이 공유 채널을 사용하는 환경에서는 피드백 정보의 억제는 매우 중요한 문제이다^[5]. 무선 환경에서 FEC는 피드백과 재전송을 줄이는 매우 효율적인 방법이다^[6-9]. 특히, 블록 코드는 하나의 패리티 패킷으로 서로 다른 수신 단말간의 독립적인 패킷 손실을 정정할 수 있다. 그러므로 데이터 패킷과 함께 패리티 패킷을 전송하는 것은 수신 단말에 의한 피드백 수를 줄일 수 있다.

본 논문에서는 하나의 채널을 공유하는 무선 랜 환경에서 신뢰성 있는 멀티캐스트 서비스를 제공하기 위해 채널 상태를 고려한 적응적 FEC 방법과 ARQ 방법을 사용하여 피드백 수와 재전송 횟수를 줄이고 높은 데이터 신뢰성을 제공하는 방법을 제안한다. 전송단은 유선 네트워크로부터 수신한 데이터를 k 개의 패킷으로 구성

된 여러 개의 블록으로 나눈다. 그리고 RS(Reed Solomon) 블록 인코딩 방법을 적용하여 $n(n > k)$ 개의 패킷으로 인코딩한다^[10]. 즉, 무선 채널에서의 패킷 손실을 허용하기 위해 $n - k$ 개의 패리티 패킷을 생성하고 블록에 추가한다. 그리고 각 패킷에 에러 검출을 위한 FCS(Frame Check Sequence) 비트가 더해진다. 패킷을 구성한 후에 전송단은 블록단위로 멀티캐스트 그룹에 속하는 모든 수신 단말에게 데이터 패킷을 전송한다. 제안하는 방법은 채널 상태에 따라서 데이터 패킷뿐만 아니라 일부 패리티 패킷도 같이 전송한다^[11, 12]. 전송될 패킷 수는 현재 채널 상태뿐만 아니라 이전 채널 상태까지 고려하여 계산된다. 수신 단말에서 k 개 이상의 패킷을 에러 없이 수신하였다면 블록 디코딩을 이용하여 해당하는 블록 데이터를 복구하고 상위 계층으로 전달한다. 그러나, 수신 단말이 에러 없이 수신한 패킷이 k 개 미만이면 블록을 복구하기 위해 필요한 패킷 수를 채널 상태를 고려하여 계산하고 NACK를 통해 전송단으로 전송함으로써 재전송을 요청한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. II장에서 제안하는 방법의 동작 원리에 대해서 설명한다. III장에서는 수학적 성능 분석을 하고 수치적 결과와 모의실험 결과를 통한 제안하는 방법의 검증은 IV장에서 한다. 마지막으로 V장에서 결론을 맺는다.

II. 채널 상태를 고려한 적응적 전송 방법

본 장에서는 무선 랜 환경에서 역방향의 피드백 정보 수와 재전송 횟수를 줄이고 높은 데이터 신뢰성을 제공할 수 있는 방법에 대해 기술한다. 제안하는 방법은 하나의 무선 채널을 사용하는 환경을 고려한다.

1. 전송단 동작 절차

전송단에서 한 블록의 전송과정을 그림 1에 도시하였다. 전송단은 유선 네트워크로부터 수신한 데이터를 k 개의 패킷으로 구성된 여러 개의 블록으로 나눈다. 그리고 RS 블록 인코딩 방법을 적용하여 $n(n > k)$ 개의 패킷으로 인코딩한다^[10]. 즉, 무선 채널에서의 패킷 손실을 허용하기 위해 $n - k$ 개의 패리티 패킷을 생성하고 블록에 추가한다. 그리고 각 패킷에 에러 검출을 위한 FCS 비트가 추가된다. 패킷을 구성한 후에 전송단은 블록단위로 멀티캐스트 그룹에 속하는 모든 수신 단말에게 데이터 패킷을 전송한다.

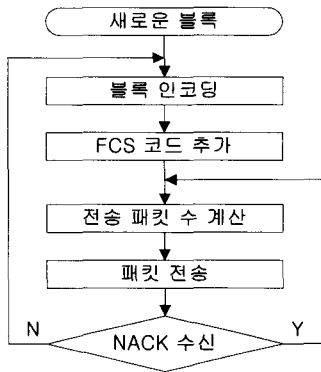


그림 1. 전송단 동작 절차
Fig. 1. Operation of Sender.

제안하는 방법은 채널 상태에 따라서 데이터 패킷뿐만 아니라 일부 패리티 패킷도 같이 전송한다. 전송되는 패킷 수는 각 수신 단말이 NACK 신호를 통해 전송단에 요청한 패킷 수 중에서 가장 큰 수가 된다. 즉, 멀티캐스트 그룹의 수신 단말 수를 R 이라 하고 각 수신 단말이 NACK 신호를 통해 요청한 패킷 수를 $N_{req,j}$ ($1 \leq j \leq R$)라 하면 전송단에서 전송할 패킷 수 (N_t)는 다음과 같다.

$$N_t = \max_{1 \leq j \leq R} \{N_{req,j}\} \quad (1)$$

전송할 패킷 수가 계산되면 모든 수신 단말에게 패킷을 전송하고 전송단은 수신 단말로부터 NACK 신호를 기다린다. 수신 단말로부터 NACK 신호가 오지 않으면 모든 수신 단말이 에러 없이 k 개 이상의 패킷을 수신하여 현 블록의 디코딩을 성공하였다는 의미이므로 전송단은 현 블록에 관련된 패킷 전송을 중단하고 다음 블록 전송을 시작한다. 수신 단말로부터 NACK 신호를 받았다면, 식 (1)처럼 전송할 패킷 수를 다시 계산하고 재전송한다.

새로운 블록의 첫 번째 전송에서 전송할 패킷 수는 이전 블록의 전체 패킷 손실율을 고려한다. 즉, 이전 블록에서 k 개의 데이터 패킷을 전달하기 위해 전송된 평균 패킷 수를 T_k 라 하면 이전 블록의 패킷 손실율 ($P_{loss,k}$)은 다음과 같다.

$$P_{loss,k} = \frac{T_k - k}{T_k} \quad (2)$$

그러므로 전송할 패킷 수는 식 (3)과 같다.

$$N_t = \frac{k}{1 - P_{loss,k}} \quad (3)$$

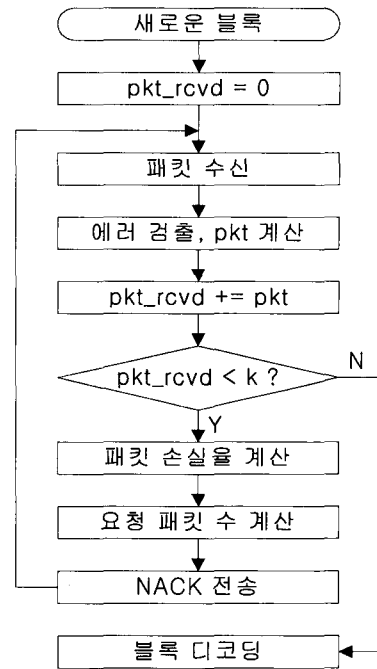


그림 2. 수신 단말 동작 절차
Fig. 2. Operation of Receiver.

만약 현재의 전송이 유선 네트워크로부터 수신한 데이터의 첫 번째 블록이고 첫 번째 전송이라면 현재 채널에 대한 패킷 손실율을 알 수 없기 때문에 전송할 패킷 수를 계산할 수 없다. 그래서 본 논문에서는 첫 번째 블록의 첫 전송은 WBRM에서 사용하는 방법을 사용한다^{4, 11}. 즉, 채널 환경을 고려하지 않고 $(1 + \delta)k$ 개 패킷을 전송한다. 여기서 δ 는 전송될 패킷 수의 정도를 나타내는 파라미터로써 0 이상의 실수 값을 갖는다.

2. 수신단 동작 절차

수신 단말에서 한 블록의 수신과정을 그림 2에 도시하였다. 각 수신 단말은 새로운 블록의 패킷에 대해 수신 시작되면 현재 수신 중인 블록에서 에러 없이 수신한 패킷 수 (pkt_rcvd)를 0으로 설정한다. 모든 수신 단말은 각 블록의 시작을 수신된 패킷의 헤더를 파악함으로써 알 수 있다고 가정한다. 패킷을 수신하면 수신 단말은 에러 검출을 실행한다. 그리고 pkt_rcvd 을 현재 수신 과정에서 에러 없이 수신한 패킷 수 (pkt)만큼 증가시킨다. 그리고나서 증가된 pkt_rcvd 을 원래의 블록 데이터 크기 (k)와 비교한다. pkt_rcvd 이 k 이상이면 현 블록을 디코딩 과정을 통해 복구할 수 있으므로 복구한 후 상위 계층으로 데이터를 전달한다. 전송단은 어떤 신호도 전송하지 않는다. 그러나 pkt_rcvd 이

k 미만이면 현 블록을 복구할 수 없으므로 블록을 복구하기 위해 필요한 패킷 수를 채널 상태를 고려하여 계산하고 전송단에 재전송을 요청한다.

본 논문에서는 재전송을 요청할 패킷 수를 계산하기 위해 라운드 개념을 사용한다^[13]. 라운드는 전송단에서 패킷을 전송하고 수신 단말이 수신한 후에 NACK를 전송하는 과정을 의미한다. 즉, 한번의 전송과 한번의 피드백 과정을 말한다. 그러므로 한 블록에서의 라운드는 여러 번 존재할 수 있다. 라운드는 정수로 표현하고 1부터 시작한다. 현재 n 번째 라운드에서 전송단이 전송한 패킷 수를 $N_{t,n}$ 이라 하면 식 (4)와 같이 현재 채널의 패킷 손실율($P_{loss,n}$)을 계산할 수 있다.

$$P_{loss,n} = \frac{N_{t,n} - pkt}{N_{t,n}} \quad (4)$$

계산된 패킷 손실율은 수신 단말이 현 라운드에서 패킷을 수신할 때의 채널 상태를 반영한 것이지만 전송단이 요청된 패킷을 재전송할 때의 채널 상태를 반영하는 것은 아니다. 만약 현재 채널에서 버스트 에러가 발생했고 이때의 손실율을 기반으로 요청 패킷 수를 계산하여 요청하고 전송단은 요청한 수만큼 패킷을 전송한다면, 수신 단말은 필요로 하는 이상의 많은 패킷을 수신하게 될 것이다. 이것은 결과적으로 시스템의 성능 저하를 초래하게 될 것이다. 반대로, 이전과는 다르게 현 채널 상태가 일시적으로 좋아졌다면 이를 이용하여 얻어진 패킷 손실율로 요청 패킷 수를 계산하여 요청하고 전송단이 이에 따라 패킷을 전송한다면, 수신 단말은 필요로 하는 패킷 수보다 적게 수신하게 될 것이다. 그러면 수신 단말은 블록을 복구하기 위해 전송단에 NACK 신호를 전송함으로써 재전송을 다시 요청한다. 이 또한 피드백 폭주를 유발하여 성능 저하를 초래하게 될 것이다. 그러므로 현 채널 상태뿐만 아니라 이전 채널 상태까지 고려하여 전송단에서 재전송할 때의 채널 상태를 예측하고 요청 패킷 수를 계산하면, 일시적인 채널 상태의 변화에 따른 시스템의 성능 저하와 많은 재전송 요청을 피할 수 있다. 그래서 본 논문에서는 현재 채널의 패킷 손실율과 이전 채널의 패킷 손실율을 같이 고려하여 재전송할 때의 채널 상태를 예측하기 위하여 이동평균(Moving Average) 방법을 이용하여 패킷 손실율을 계산한다.

$$F_n = (1 - a)F_{n-1} + aP_{loss,n} \quad (5)$$

단, $a = 2^{-\alpha/2}$, $\alpha = 0, 1, 2, 3, \dots$

여기서 F_{n-1} 은 처음 수신할 때의 채널 상태부터 $n-1$ 번째 라운드의 채널 상태까지 고려된 패킷 손실율이다. 그리고 a 는 α 값의 선택에 따라 현재 채널의 상태와 이전 채널의 상태를 고려하는 비율을 나타내는 변수이다. 그러므로 채널 특성에 따라 적당한 값을 선택해야 한다. 예로, $\alpha = 0$ 을 선택하면, $a = 1$ 이 되어 이전 채널 상태는 전혀 고려하지 않고 현재 채널 상태만 고려하게 된다. F_0 는 처음 라운드에서 요청할 패킷 수를 계산할 때 고려되는 이전 채널 상태으로써 현재 수신 블록이 첫 번째 블록일 경우에는 $P_{loss,1}$ 로 하고 두 번째 이후부터의 블록은 식 (2)에서 전송된 패킷 수 대신에 이전 블록에서 수신 단말이 에러 없는 k 개 패킷을 수신할 때까지 받은 총 패킷 수를 고려하여 계산된 패킷 손실율로 한다.

따라서 n 번째 라운드에서 수신 단말이 재전송을 요청할 패킷 수($N_{req,n}$)는 식 (5)를 이용하여 다음과 같이 계산할 수 있다.

$$N_{req,n} = \frac{k - pkt_{rcvd}}{1 - F_n} \quad (6)$$

각 수신 단말은 $N_{req,n}$ 을 포함한 NACK 신호를 전송단에 전송함으로써 재전송을 요청한다.

III. 성능분석

본 장에서는 제안하는 ARS 방법($\alpha = 0$ 일 때)의 성능을 수학적으로 분석한다. 시스템 성능을 평가하는데 있어 가장 중요한 요소 중의 하나가 효율(Throughput Efficiency)이므로 본 장에서는 효율을 분석한다.

제안된 방법의 효율을 분석하기 위해서 채널은 BER(Bit Error Rate)이 ϵ 인 랜덤 에러를 갖는 BSC(Binary Symmetric Channel)이고 수신 단말로부터의 피드백 정보는 에러가 발생하지 않는다고 가정한다. 그리고 수신 단말들의 패킷 손실간의 공간적 또는 시간적 상관관계(Correlation)는 존재하지 않는다고 가정한다.

패킷의 길이가 n 비트이고 t 비트 에러를 정정할 수 있는 에러 정정 코드를 사용할 때, 수신한 패킷에 대해 에러를 정정한 후 에러 체크를 통해 패킷 에러가 검출될 확률(P_d)은 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$P_d = 1 - \sum_{j=0}^t \binom{n}{j} \epsilon^j (1 - \epsilon)^{n-j} \quad (7)$$

일반적으로 한 패킷에서 검출할 수 없는 에러 확률 (P_{ud})은 강력한 에러 검출 코드를 사용함으로써 매우 작게 할 수 있다. 그러므로 수신 단말이 수신한 패킷에서 에러가 발생할 확률(P_{loss})은 다음과 같다.

$$P_{loss} = P_{ud} + P_d \approx P_d \quad (8)$$

본 논문에서 효율은 데이터 패킷 수와 이 데이터 패킷을 에러 없이 모든 수신 단말에게 전달하기 위해 전송된 평균 패킷 수의 비로 정의한다. 제안하는 방법의 효율(η)을 표현하면 다음과 같다.

$$\eta = \frac{B \cdot k}{E[N_{tx}]} \quad (9)$$

B 는 전송단이 유선 네트워크로부터 데이터를 수신하여 나눈 블록 수를, k 는 한 블록의 크기를, 그리고 R 은 멀티캐스트 그룹에서 수신 단말 수를 나타낸다. N_{tx} 는 모든 수신 단말에게 전송된 총 패킷 수이고, $E[N_{tx}]$ 는 평균 전송 패킷 수이다. $E[N_{tx}]$ 는 B 개의 블록에 대해, 각 블록의 데이터를 모든 수신 단말에게 전달하기 위해 전송된 평균 전송 패킷 수의 합으로 구해진다.

$$E[N_{tx}] = \sum_{s=1}^B E[N_{tx}(s)] \quad (10)$$

각 블록에서 평균 전송 패킷 수($E[N_{tx}(s)]$)를 계산하기 위해 사용되는 기호를 다음과 정의한다. $\rho(n, i)$ 은 $n-1$ 라운드에서 최대 손실 단말이 블록을 복구하기 위해 i 개의 패킷이 부족할 때 n 라운드에서 전송단이 재전송할 패킷 수를 나타낸다. 최대 손실 단말이란 에러 없이 수신한 패킷 수가 k 개 미만이어서 재전송을 요청하기 위해 NACK를 전송한 수신 단말 중에서 블록을 복구하는데 가장 많은 패킷이 부족한 수신 단말을 일컫는다. 첫 번째 블록의 초기 라운드($n=1$)에서 전송단이 전송할 패킷 수는 $\rho(1, k) = \langle (1 + \delta)k \rangle$ 이다^{[1], [11]}. 두 번째 블록 이후부터는 각 블록의 초기 라운드($n=1$)에서 전송단이 전송할 패킷 수는 식 (2)와 식 (3)을 이용하여 계산한다. 그리고 두 번째 라운드부터($n > 1$) 전송단에서 전송할 패킷 수 $\rho(n, i)$ 는 $\langle \frac{i}{1 - P_{loss}} \rangle$ 이다. $\langle \rangle$ 는 계산된 값에서 가장 가까운 정수를 의미한다.

$T(n)$ 은 n 번째 라운드 전송 후에 임의의 한 수신

단말이 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수라 하고, $T_{R1}(n)$ 은 n 번째 라운드 전송 후에 블록을 복구하기 위해 $R-1$ 개의 수신 단말이 부족한 패킷 수 중 가장 큰 패킷 수를 나타낸다. 그리고 $T_R(n)$ 은 n 번째 라운드 전송 후에 R 개의 수신 단말이 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수 중 가장 큰 패킷 수를 나타낸다.

첫 번째 라운드 전송 후에 멀티캐스트 그룹 내 임의의 수신 단말이 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수 ($T(1)$)의 분포는 이항 분포(Binomial Distribution)를 이용하여 수식 (11)과 같이 나타낼 수 있다.

$n > 1$ 일 때, $T_{R1}(n)$ 과 $T_R(n)$ 의 CDF(Cumulative Distribution Function)은 식 (12), (13)과 같다.

$$P\{T_{R1}(n) \leq i\} = [P\{T(n) \leq i\}]^{R-1} \quad (12)$$

$$P\{T_R(n) \leq i\} = [P\{T(n) \leq i\}]^R \quad (13)$$

n 번째 라운드 전송 후에 멀티캐스트 그룹 내 임의의 수신 단말이 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수 ($T(n)$)의 분포를 $T(n-1)$ 과 $T_{R1}(n-1)$ 로부터 유도하면 수식 (14)와 같다^[14].

각 수신 단말이 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수는 서로 독립적이므로 $T(n)$ 의 분포는 수식 (15)와 같이 다시 표현할 수 있다.

전송단이 현 블록의 데이터 패킷을 모든 수신 단말에게 전달하는데 걸린 라운드 수를 N_r 라 하자. 전송단에서의 패킷 전송은 모든 수신 단말이 블록을 복구하기 위해 더 이상의 패킷을 요청하지 않을 때까지 계속된다. 즉, $T_R(n) = 0$ 이면 전송단은 해당하는 블록에 대한 패킷 전송을 끝내게 된다. 그러므로 모든 수신 단말이 블록을 복구할 때까지 전송단이 패킷을 전송한 평균 라운드 수($E[N_r]$)는 수식 (16)처럼 계산할 수 있다.

식 (16)을 이용하여 현 블록의 k 개 데이터 패킷을 $E[N_r]$ 번의 라운드를 통해 전송된 평균 패킷 수 ($E[T_{tx}(s)]$)를 계산할 수 있다. $X(n)$ 을 n 번째 라운드에서 전송된 패킷 수라 하자. 그러면 전송된 평균 패킷 수는 식 (17)과 같다^[13].

$$E[T_{tx}(s)] = E \sum_{n=1}^{E[N_r]} X(n) = \sum_{n=1}^{E[N_r]} E[X(n)] \quad (17)$$

$n = 1$ 이면, $X(1)$ 은 항상 $\rho(1, k)$ 이다. 그러므로 $E[X(1)] = \rho(1, k)$ 이다. 이제는 $1 < n \leq E[N_r]$ 에

$$P\{T(1) = i\} = \begin{cases} \binom{\rho(1,k) - (k-i)}{\rho(1,k) - (k-i)} P_{loss}^{\rho(1,k) - (k-i)} (1 - P_{loss})^{k-i}, & i \geq 1 \\ \sum_{j=0}^{\rho(1,k) - k} \binom{\rho(1,k)}{j} P_{loss}^j (1 - P_{loss})^{\rho(1,k) - j}, & i = 0 \end{cases} \quad (11)$$

$$P\{T(n) = x\} = \sum_{i=x}^k \sum_{j=0}^k P\{T(n) = x, T(n-1) = i, T_{R1}(n-1) = j\} \quad (14)$$

$$\begin{aligned} P\{T(n) = x\} &= \sum_{i=x}^k P\{T(n-1) = i\} \cdot \sum_{j=0}^k P\{T_{R1}(n-1) = j\} \cdot P\{T(n) = x \mid T(n-1) = i, T_{R1}(n-1) = j\} \\ &= \sum_{i=x}^k P\{T(n-1) = i\} \cdot [P\{T_{R1}(n-1) \leq i\} \cdot P\{T(n) = x \mid T(n-1) = i, T_{R1}(n-1) \leq i\} \\ &\quad + \sum_{j=i+1}^k P\{T_{R1}(n-1) = j\} \cdot P\{T(n) = x \mid T(n-1) = i, T_{R1}(n-1) = j\}] \\ &= \sum_{i=x}^k P\{T(n-1) = i\} \cdot P\{T_{R1}(n-1) \leq i\} \cdot \binom{\rho(n,i)}{\rho(n,i) - (i-x)} P_{loss}^{\rho(n,i) - (i-x)} (1 - P_{loss})^{i-x} \\ &\quad + \sum_{j=i+1}^k P\{T_{R1}(n-1) = j\} \cdot c(n, i, j, x)] \\ &= \sum_{i=x}^k P\{T(n-1) = i\} \cdot [P\{T(n-1) \leq i\}]^{R-1} \cdot \binom{\rho(n,i)}{\rho(n,i) - (i-x)} P_{loss}^{\rho(n,i) - (i-x)} (1 - P_{loss})^{i-x} \\ &\quad + \sum_{j=i+1}^k [P\{T_{R1}(n-1) \leq j\} - P\{T_{R1}(n-1) \leq j-1\}] \cdot c(n, i, j, x)] \\ &= \sum_{i=x}^k P\{T(n-1) = i\} \cdot [P\{T(n-1) \leq i\}]^{R-1} \cdot \binom{\rho(n,i)}{\rho(n,i) - (i-x)} P_{loss}^{\rho(n,i) - (i-x)} (1 - P_{loss})^{i-x} \\ &\quad + \sum_{j=i+1}^k [[P\{T(n-1) \leq j\}]^{R-1} - [P\{T(n-1) \leq j-1\}]^{R-1}] \cdot c(n, i, j, x)] \end{aligned} \quad (15)$$

$$\text{단, } c(n, i, j, x) = \begin{cases} \sum_{l=0}^{\rho(n,j) - i} \binom{\rho(n,j)}{l} P_{loss}^l (1 - P_{loss})^{\rho(n,j) - l}, & x = 0 \\ \binom{\rho(n,j)}{\rho(n,j) - (i-x)} P_{loss}^{\rho(n,j) - (i-x)} (1 - P_{loss})^{i-x}, & x \geq 1 \end{cases}$$

$$\begin{aligned} E[N_r] &= P\{T_R(1) = 0\} + \sum_{n=2}^{\infty} n \cdot (P\{T_R(n) = 0\} - P\{T_R(n-1) = 0\}) \\ &= [P\{T(1) = 0\}]^R + \sum_{n=2}^{\infty} n \cdot ([P\{T(n) = 0\}]^R - [P\{T(n-1) = 0\}]^R) \end{aligned} \quad (16)$$

대해서 $E[X(n)]$ 을 계산하면 된다. $Y(n)$ 을 n 라운드 후에 수신 단말이 현 블록을 복구하기 위해 부족한 패킷 수라 하면 $X(n) = \rho(n-1, Y(n-1))$ 이고 $P\{Y(n-1) = m\} = P\{X(n) = \rho(n-1, m)\} = P\{T_R(n-1) = m\}$ 이다. $X(n)$ 은 $0 < j \leq k$ 의 범위에 있는 $\rho(n, j)$ 값들의 합으로 나타낼 수 있다. 따라서 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$\begin{aligned} E[X(n)] &= \sum_{j=1}^k \rho(n, j) \cdot P\{X(n) = \rho(n-1, j)\} \\ &= \sum_{j=1}^k \rho(n, j) \cdot P\{Y(n-1) = j\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &= \sum_{j=1}^k \rho(n, j) \cdot P\{T_R(n-1) = j\} \\ &= \sum_{j=1}^k \rho(n, j) \cdot (P\{T_R(n-1) \leq j\} - P\{T_R(n-1) \leq j-1\}) \\ &= \sum_{j=1}^k \rho(n, j) \cdot ([P\{T(n-1) \leq j\}]^R - [P\{T(n-1) \leq j-1\}]^R) \end{aligned} \quad (18)$$

여기서 $\rho(n, 0) = 0$ 이기 때문에 $j = 1$ 부터 합을 계산하였다.

IV. 성능 비교 분석

본 장에서는 신뢰성 있는 멀티캐스트 서비스를 무선 랜 환경으로 확장하기 위해 제안된 ARS 방법과 WBRM 방법^[1, 11]의 성능을 수치적 분석 결과와 AWGN과 레일리 페이딩 채널 환경에서의 모의실험 결과를 통해 비교 분석한다.

1. 성능 비교 요소

본 논문에서 제안된 ARS 방법과 기존에 제안된 WBRM 방법의 성능을 비교 분석하기 위해서 세 가지 요소를 고려한다. 첫 번째 요소는 유선 네트워크로부터 수신한 데이터 패킷 수와 이를 모든 수신 단말에 전달하기 위해 전송된 총 패킷 수의 비를 나타내는 효율이다.

두 번째는 피드백 정보의 폭주 정도를 나타내는 요소로써 모든 수신 단말이 한 블록을 에러 없이 수신할 때까지 전송단이 수신한 평균 NACK 수(N_{NACK})이다.

$$N_{NACK} = \frac{1}{RB} \sum_{i=1}^B \sum_{j=1}^{E[N_i]} E[N_N(i, j)] \quad (19)$$

$E[N_N(i, j)]$ 는 i 번째 블록의 j 번째 라운드에서 전송단이 수신한 NACK 수이다.

세 번째는 수신 단말이 각 라운드에서 블록을 복구하기 위해 요구한 패킷 수 ($k - pkt_rcvd$)를 나타내는 요소로써 평균 요구 패킷 수($N_{average}$)와 최대 요구 패킷 수(N_{peak})이다. 평균 요구 패킷 수는 한 수신 단말에서의 데이터 패킷 당 요구 패킷 수이다. 그리고 최대 요구 패킷 수는 각 라운드에서 가장 많은 패킷을 요구한 수신 단말에 대한 데이터 패킷 당 요구 패킷 수이다.

$$N_{average} = \frac{1}{RBk} \sum_{i=1}^B \sum_{j=1}^{E[N_i]} \sum_{r=1}^R N_P(i, j, r) \quad (20)$$

$$N_{peak} = \frac{1}{Bk} \sum_{i=1}^B \sum_{j=1}^{E[N_i]} \max_{x_1 \leq r \leq R} \{N_P(i, j, r)\} \quad (21)$$

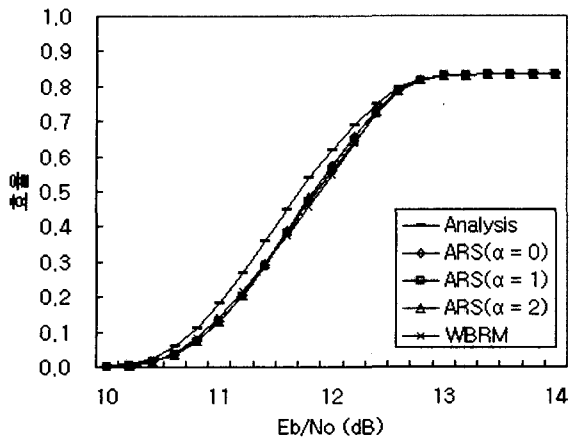
$N_P(i, j, r)$ 는 i 번째 블록의 j 번째 라운드에서 수신 단말 r 이 블록을 복구하기 위해 요구한 패킷 수이다.

2. 수치적 분석 및 모의실험 결과

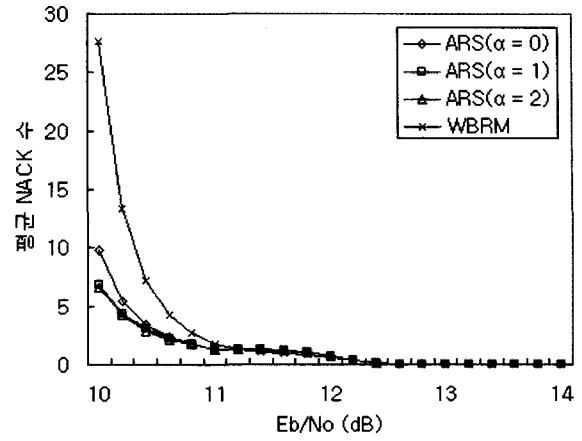
모의실험에서 변복조 방식은 BPSK(Binary Phase Shift Keying)를 사용하고, 모든 수신 단말은 이상적인 동조 검출(Coherent Detection)을 한다고 가정한다. 레

일리 페이딩 채널 환경에서 수신 단말의 이동 속도가 일반적인 보행 속도(3km/h)일 때의 도플러 효과(Doppler Effect)를 고려한다. 그리고 무선 랜의 패킷 헤더는 모든 수신 단말에게 에러 없이 전달되고 피드백 채널을 통한 전송도 에러 없이 전달된다고 가정한다. 한 블록의 크기는 10개 패킷으로 구성된다. 그리고 각 패킷의 크기는 1000바이트를 고려한다. 첫 번째 블록의 처음 라운드에서 전송할 패킷 수를 계산하기 위해 필요한 δ 는 0.2를 사용한다.

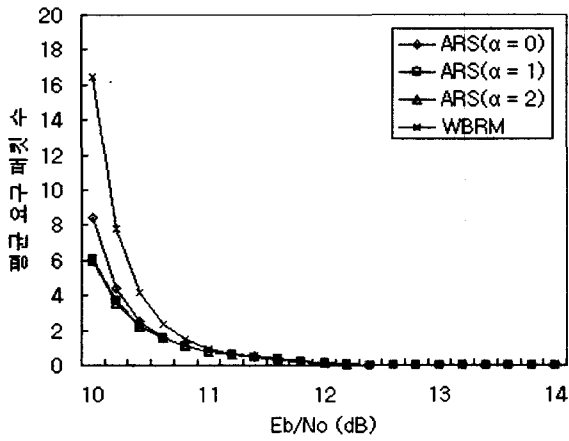
그림 3은 수신 단말 수가 10일 때 AWGN 채널 환경에서 제안하는 ARS 방법과 WBRM 방법에 대해 성능 분석한 결과를 보여준다. 그림 3(a)는 채널 환경에 따른 효율을 나타낸다. 채널 환경이 나빠질수록 효율이 감소하는 것을 알 수 있다. 제안하는 ARS 방법과 WBRM 방법의 효율 차이는 거의 없다. 뿐만 아니라 ARS 방법에서 α 에 따른 효율 차이도 없다. 그러나 수치적으로 분석한 결과 값이 모의실험 결과보다 조금 더 좋은 효율을 보인다. 이는 III장의 수학적 성능 분석에서 $\rho(n, i)$ 값을 계산할 때 현 채널의 패킷 손실을 대신에 패킷 에러 발생 확률(P_{loss})을 사용했기 때문이다. 현재 채널의 패킷 손실을 계산할 때 많은 패킷을 고려하였다면 패킷 에러 발생 확률과 거의 비슷한 값을 보였을 것이다. 그러나 본 논문의 모의실험에서는 한 블록의 패킷 수를 10으로 하였기 때문에 적은 패킷으로 계산한 패킷 손실은 패킷 에러 발생 확률과 오차를 보여서 효율에서도 약간의 차이를 보였다. 그림 3(b)는 채널 환경에 따른 평균 NACK 수를 나타낸다. WBRM 방법은 채널 환경이 좋지 않을 때(11.2dB 이하)에 NACK 수가 급격히 증가한다. 그러나 제안하는 ARS 방법은 상대적으로 천천히 증가한다. 그리고 α 가 증가함에 따라 NACK 수의 증가가 완만함을 알 수 있다. 이는 현재 채널의 패킷 손실율과 이전 채널의 패킷 손실율을 같이 고려함으로써 다음 전송시의 채널에 대해 정확히 예측하고 전송하였기 때문이다. 그러나 α 가 1과 2일 때, NACK 수의 차이는 거의 없다. 그림 3(c), (d)는 채널 환경에 따른 평균 요구 패킷 수와 최대 요구 패킷 수를 나타낸다. 그림 3(b)와 마찬가지로 α 가 0일 때와 1 또는 2일 때는 요구 패킷 수는 차이를 갖지만 1과 2는 비슷한 결과 값을 갖는다. 그리고 채널이 좋지 않은 환경(11.2dB 이하)에서 WBRM은 급격히 증가한다. 요구 패킷 수가 증가하는 것은 전송단에서 전송할 때 현재 채널의 패킷 손실율을 정확히 예측하지 못해 전송 패킷



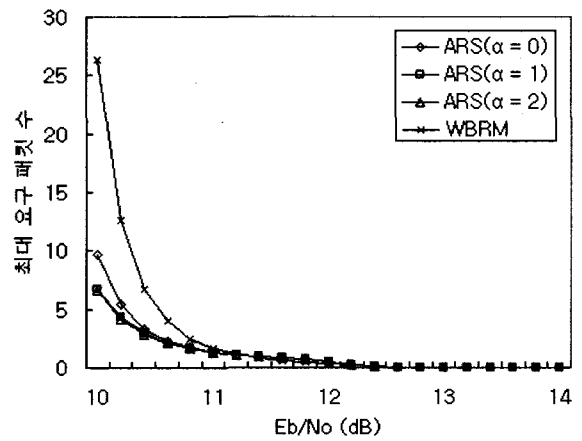
(a) 효율
(a) Throughput Efficiency



(b) 평균 NACK 수
(b) Average number of NACKs



(c) 평균 요구 패킷 수
(c) Average number of required packets



(d) 최대 요구 패킷 수
(d) Peak number of required packets

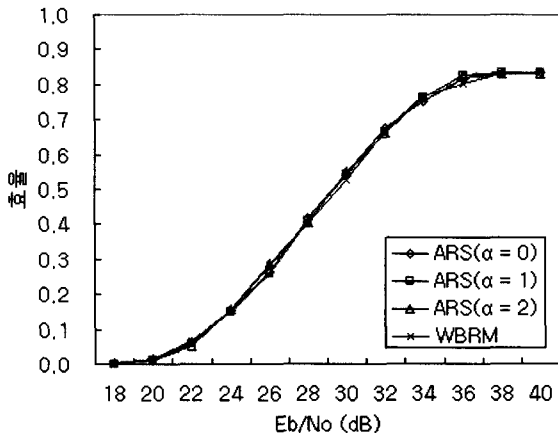
그림 3. AWGN 채널 환경에서 성능 비교

Fig. 3. Performance comparison of ARS and WBRM in AWGN channel.

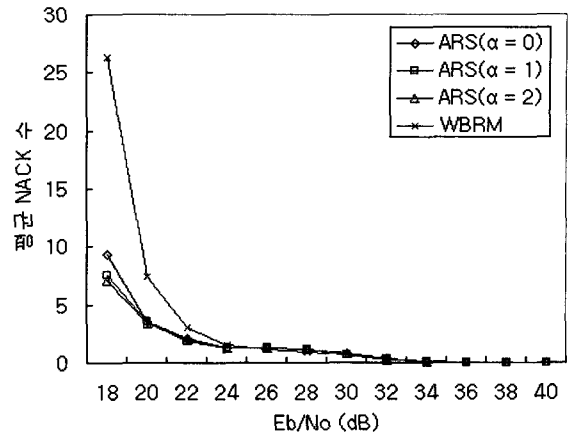
수가 수신 단말이 필요로 하는 패킷 수보다 적었기 때문이다. 증가된 요구 패킷 수는 NACK 수를 증가시키게 된다. 결과적으로 피드백 정보의 폭주를 유발하게 된다. 그러나 ARS 방법은 천천히 증가하는 것을 알 수 있다. 따라서 NACK 수를 줄이고 피드백 폭주 유발을 막을 수 있으며 한 블록에 대한 재전송 횟수도 줄일 수 있다.

그림 4는 수신 단말 수가 10일 때 레일리 페이딩 채널 환경에서 모의실험을 통한 제안하는 ARS 방법과 WBRM 방법의 성능 분석 결과를 보여준다. 그림 4를 그림 3과 비교하면 모든 성능 비교 요소에서 비슷한 그래프 모양을 갖지만 더 높은 E_b/N_0 (dB)에서 급격한 성능의 감소를 보여준다. 이는 AWGN 채널 환경에서의 에러보다 레일리 페이딩 채널 환경에서의 에러가 많이

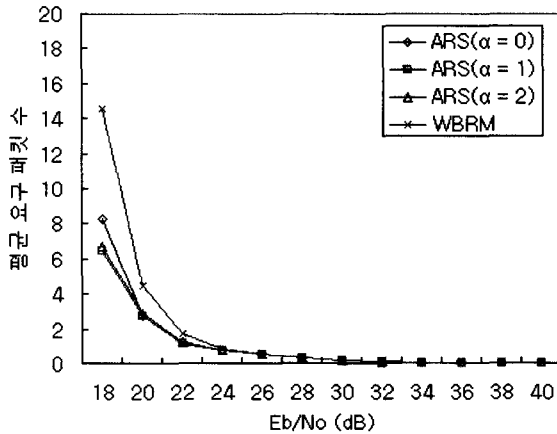
발생하기 때문이다. 그림 4(a)는 그림 3(a)와 마찬가지로 제안하는 ARS 방법과 WBRM 방법의 효율 차이는 거의 없다. 뿐만 아니라 제안하는 ARS 방법에서 α 에 따른 효율 차이도 크지 않다. 그림 4(b), (c), (d)는 채널 환경에 따른 평균 NACK 수, 평균 요구 패킷 수, 그리고 최대 요구 패킷 수를 나타낸다. WBRM 방법은 채널 환경이 나빠질수록(24dB 이하) 성능 요소 값이 급격히 증가한다. 그러나 제안하는 ARS 방법은 상대적으로 천천히 증가하는 것을 알 수 있다. 그리고 α 가 증가함에 따라 성능 요소의 증가가 완만함을 확인할 수 있다. 이는 현재 채널의 패킷 손실율과 이전 채널의 패킷 손실율을 같이 고려함으로써 다음 전송시의 채널에 대해 정확히 예측하고 전송하였기 때문이다. 그러나 α 값이 1과 2일 때는 성능 차이는 거의 없다. 제안하는 ARS 방법



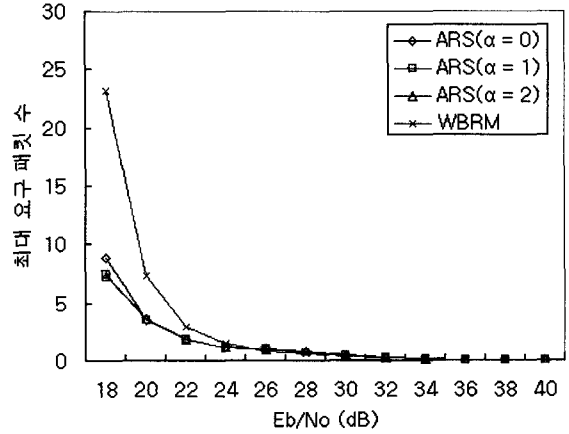
(a) 효율
(a) Throughput Efficiency



(b) 평균 NACK 수
(b) Average number of NACKs



(c) 평균 요구 패킷 수
(c) Average number of required packets



(d) 최대 요구 패킷 수
(d) Peak number of required packets

그림 4. 레일리 페이딩 채널 환경에서 성능 비교
Fig. 4. Performance comparison of ARS and WBRM in Rayleigh fading channel.

이 레일리 페이딩 채널 환경에서도 WBRM 방법과 비교해 비슷한 효율을 유지하면서 평균 NACK 수, 평균 및 최대 요구 패킷 수를 줄임으로써 피드백 폭주를 막고 한 블록의 재전송 횟수를 줄일 수 있다.

그림 5는 수신 단말 수가 10이고 E_b/N_0 가 10dB인 AWGN 채널 환경에서 모의실험 횟수에 따른 NACK 수의 변화를 나타낸 그림이다. x 축은 모의실험 횟수이고 y 축은 모의실험으로 얻어진 NACK 수이다. 그림 3과 그림 4의 (b), (c), (d)에서 보는 것처럼 ARS방법에서 α 에 따른 평균 NACK 수, 평균 및 최대 요구 패킷 수는 큰 차이가 없다. 특히, α 가 1, 2일 때는 거의 같다. 그림 3과 그림 4의 (b), (c), (d)로만 판단하면 α 가 성능 요소에 크게 영향을 주지 않는 것처럼 판단될 수 있다.

그러나 모의실험 횟수에 따른 평균 NACK 수의 변화를 살펴봄으로써 α 가 성능 요소에 미치는 영향을 확인할 수 있다. 그림 5에서 α 가 커짐에 따라 NACK 수의 변화가 점점 작아짐을 알 수 있다. 그림 5에 대해 표준 편차를 계산하면 $\alpha=0$ 일 때 1.7563, $\alpha=1$ 일 때 1.2728, 그리고 $\alpha=2$ 일 때 1.0605이다. NACK 수가 크게 변하는 것은 전송할 때의 채널 상태의 변화를 정확히 예측하지 못했기 때문이다. 그러므로 ARS 방법에서 α 를 조절함으로써 전송시의 채널 상태를 정확히 예측할 뿐만 아니라 일시적인 채널 환경의 변화가 성능 요소에 미치는 영향을 줄일 수 있다.

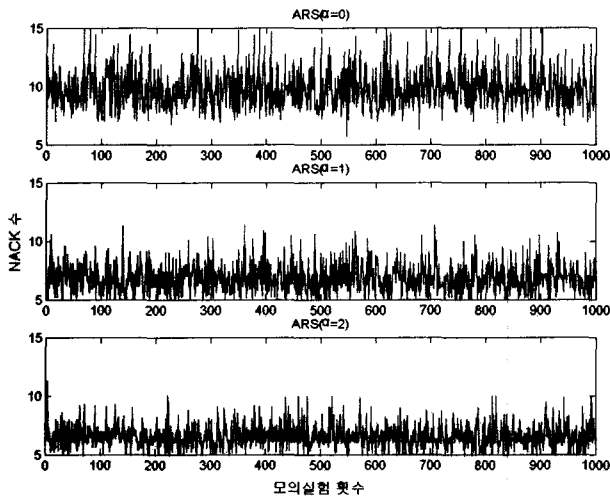


그림 5. 모의실험 횟수에 따른 NACK 수의 변화

Fig. 5. Variation of the number of NACKs according to simulation trials.

V. 결 론

본 논문에서 하나의 채널을 공유하는 무선 랜 환경에서 신뢰성 있는 멀티캐스트 서비스를 제공하기 위해 채널 상태를 고려한 적응적 FEC 방법과 ARQ 방법을 사용하여 피드백 수와 재전송 횟수를 줄이고 높은 데이터 신뢰성을 제공하는 방법을 제안했다. 수치적 분석과 AWGN과 레일리 페이딩 채널 환경에서의 모의실험을 통해 제안된 ARS 방법과 기존에 제안된 WBRM 방법의 성능을 비교 분석하였다. 성능 분석 결과, 제안하는 ARS 방법은 WBRM 방법과 효율을 비슷하게 유지하면서 채널 환경의 변화에 따라 전송되는 패킷 수를 동적으로 조절함으로써 평균 NACK 수와 평균 및 최대 요구 패킷 수를 크게 줄임을 확인하였다. 이와 더불어 재전송 횟수도 크게 줄임을 확인할 수 있었다. 따라서 무선 랜의 멀티캐스트 환경에서 피드백 정보의 폭주를 막을 수 있다. 그리고 전송단에서 유선과 무선의 비대칭적인 상호작용으로 인해 발생하는 큐잉 손실을 줄이고 순방향 데이터 프레임의 전송 지연도 줄일 수 있다.

참 고 문 헌

- [1] P. K. McKinley, C. Tang, A. P. Mani, "A Study of Adaptive Forward Error Correction for Wireless Collaborative Computing," *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems* 13(9), pp.936-947, 2002.
- [2] H. W. Hobrook, S. K. Singhal, D. R. Cheriton, "Log-based Receiver Reliable Multicast for Distributed Interactive Simulation," *SIGCOMM'95*, pp. 328-341, 1995.
- [3] S. Floyd, V. Jacobson, S. McCanne, C. Liu, L. Zhang, "A Reliable Multicast Framework for Lightweight Sessions and Applications Level Framing," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, vol. 5, pp. 784-803, 1997.
- [4] S. Paul, K. K. Sabnani, J. C. Liu, S. Bhattacharyya, "Reliable Multicast Transport Protocol RMTP," *IEEE JSAC*, vol. 15-3, pp. 407-421, 1997.
- [5] P. B. Danzig, "Flow control for limited buffer multicast," *IEEE Transactions on Software Engineering*, vol. 20, pp.1-12, 1994.
- [6] L. Rizzo, L. Vicisano, "RMDP: An FEC-based Reliable Multicast protocol for wireless environments," *Mobile Computer and Communication Review*, vol.2, 1998.
- [7] H. Djandji, "An Efficient Hybrid ARQ Protocol for Point-to-Multipoint Communication and Its Throughput Performance," *IEEE Trans. on Vehicular Tech.*, vol.48, no.5, pp.1688-1698, 1999.
- [8] D. Rubenstein, S. Kasera, J. Kurose, D. Towsley, "Improving Reliable Multicast Using Active Priority Encoding Services (APES)," *IEEE INFOCOM'99*, 1999.
- [9] N. Nikaein, H. Labiod, C. Bonnet, "MA-FEC: A QoS-Based Adaptive FEC for Multicast Communications in Wireless Networks", *IEEE ICC '2000*, 2000.
- [10] L. Rizzo, "Effective Erasure Codes for Reliable Computer Communication Protocols," *ACM Computer Communication Review*, vol.27, pp.24-36, 1997.
- [11] P. K. McKinley, A. P. Mani, "An Experimental Study of Adaptive Forward Error Correction for Wireless," *SAINT 2001*, pp.157-166, 2001.
- [12] Y. Xu, T. Zhang, "An Adaptive Redundancy Technique for Wireless Indoor Multicasting," *ISCC 2000*, pp. 607-614, 2000.
- [13] D. Rubenstein, J. Kurose, D. Towsley, "Real-Time Reliable Multicast Using Proactive Forward Error Correction," Technical Report 98-19, University of Massachusetts, 1999.
- [14] S. W. Yuk, D. H. Cho, "Parity-Based Reliable Multicast method for Wireless LAN environments," *IEEE VTC'99*, pp.1217-1221, 1999.

저 자 소 개



김 선 명(정회원)
 2000년 아주대학교 정보및컴퓨터
 공학부 학사 졸업.
 2002년 아주대학교 정보통신
 공학과 석사 졸업.
 2002년~현재 아주대학교
 정보통신공학과 박사과정.

<주관심분야: 무선랜, Ad-Hoc, 센서 네트워크,
 MPLS>



조 영 종(정회원)
 1983년 서울대학교 전자공학과
 학사 졸업
 1985년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 석사 졸업
 1989년 한국과학기술원 전기 및
 전자공학과 박사 졸업

1991년 금성정보통신연구소 책임연구원
 1993년 미국 AT&T Bell Lab 교환 연구원
 1996년~현재 아주대학교 정보 및 컴퓨터공학부
 부교수

<주관심분야: 광대역 통신, 유/무선 ATM, 큐잉시
 스템, 성능분석, 초고속 인터넷 장비 개발>

