

cdma2000 1xEV-DO를 위한 모바일 브로드캐스트/멀티캐스트 네트워크에서의 능동적인 에러 교정 방법에 관한 연구

(Adaptive Error Recovery in cdma2000 1xEV-DO Broadcast
and Multicast Networks)

강경태[†] 박호상^{**} 조용우^{**} 신현식^{***}
(Kyungtae Kang) (Hosang Park) (Yongwoo Cho) (Heonshik Shin)

요약 데이터 브로드캐스트 방식은 향후 차세대 이동통신에서 널리 사용될 것으로 예상되는 데이터 전송 방식이다. 이러한 데이터 브로드캐스트 방식에 있어, 그 전송 에러의 정정은 전방향에러교정기법(FEC: Forward Error Correction)을 통해 이루어진다. 본 논문에서는 먼저 브로드캐스트 및 멀티캐스트(BCMCS: Broadcast and Multicast services) 환경에서 에러교정을 위해 사용하고 있는 에러제어블록(ECB: Error Control Block)의 가변성을 살펴보았으며, 통신 구조상 MAC계층에 위치하고 있는 Reed-Solomon 정정 방식에 있어, 무선채널의 수신 상태가 그 복구 성능에 미치는 영향에 대해 분석하였다. 또한, 다양한 실험을 통해 에러제어블록의 크기 변화와 그에 따른 에러복구 성능 및 서비스 지연시간 사이의 상호 연관 관계를 파악하였다. 본 논문에서는 이러한 실험 결과를 토대로 실시간 응용이 요구하는 서비스 품질을 만족하면서도 서비스 지연시간을 최소화할 수 있는 에러복구기법을 제안하였다. 제안하는 에러복구기법은 모바일 사용자의 무선 수신 상태를 고려하여, 에러제어블록의 크기를 동적으로 조절함으로써 서비스 지연시간을 단축한다. 시뮬레이션을 통해 제안한 기법이 다양한 채널 환경의 변화에 능동적으로 적응할 수 있음을 확인하였다.

키워드 : Reed-Solomon, 전방향에러교정기법, cdma2000 1xEV-DO, 브로드캐스트 및 멀티캐스트

Abstract We analyze the performance of MAC-layer Reed-Solomon error recovery in the cdma2000 1xEV-DO Broadcast and Multicast Services (BCMCSs) environment, with respect to the size of the ECB (Error Control Block) and the air-channel condition, and establish the relationship between ECB size, error recovery capacity and service latency. From this we propose an adaptive error recovery scheme which adjusts the size of the ECB to reflect the environment of the mobile nodes so as to meet the required service quality (target bit error-rate), while reducing the latency of real-time applications. Extensive simulation results show the effectiveness of our approach compared to the current static scheme. Proposed adaptive schemes achieves near optimal solution with respect to service latency while satisfying the required service quality.

Key words : Reed-Solomon, FEC, cdma2000 1xEV-DO, BCMCS(Broadcast and Multicast Services)

1. 서론

최근, 3GPP (Third Generation Partnership Project)

와 3GPP2 그룹은 3세대 네트워크에서 브로드캐스트와 멀티캐스트 서비스(BCMCS)를 지원하기 위한 표준을 만드는 작업에 박차를 가하고 있다[1,2]. 3GPP2 그룹은 cdma2000 망에서 고속의 브로드캐스트 패킷 데이터 서비스를 제공하는데 필요한 인터페이스에 관한 명세를 정립 하였다. 이 명세의 목적은 무선 액세스(radio access network) 네트워크와 코어 네트워크(core network)의 리소스 사용을 최소화하면서 브로드캐스트 트래픽의 효율적인 전송을 가능하게 하는 시스템을 디자

[†] 학생회원 : 서울대학교 전기.컴퓨터공학부
nicola@cslab.snu.ac.kr
^{**} 비 회 원 : 서울대학교 전기.컴퓨터공학부
phosanna@cslab.snu.ac.kr
xtg05@cslab.snu.ac.kr
^{***} 종신회원 : 서울대학교 전기.컴퓨터공학부 교수
shinhs@snu.ac.kr
논문접수 : 2005년 8월 8일
심사완료 : 2005년 11월 1일

인 하는데 있다. 또한, 사용자가 이러한 브로드캐스트 네트워크에 참여하여 서비스를 받고자 하거나 또는 해제할 때, 서비스 지연 시간을 최소화 하여야 하며 모바일 노드가 이동 중에도 지속적인 서비스를 제공받을 수 있어야 한다.

브로드캐스트 서비스는 일반적으로 무선 환경에서 구현되는데, 무선 방송 채널은 유선 방송에 비해서 비트 에러율(BER)이 매우 높으며 채널 상태가 좋지 않을 때 에러가 연속적으로 발생하는 경향을 보인다. 따라서 에러를 교정하기 위한 방법이 필연적으로 요구 되며, 특히 방송 서비스에서는 일반적으로 전방향에러교정 방식을 사용한다. BCMCS에서는 전방향에러교정 방법으로 Reed-Solomon 코딩을 사용한다. Reed-Solomon 코딩은 연속적으로 발생하는 에러를 효과적으로 교정 시킬 수 있다 [6,7]. 일반적으로 Reed-Solomon 방법은 성능의 향상을 위해서 적절한 데이터 인터리빙(interleaving) 메커니즘과 함께 사용되는데 이러한 인터리빙 메커니즘은 BCMCS에서 에러 제어블록(ECB)의 크기를 조절함으로써 구현할 수 있다. 에러 제어블록의 크기와 에러 교정 능력 사이에는 연관 관계가 있는데 보통 에러 제어블록 크기가 커질수록 더 효과적으로 연속적으로 발생하는 에러를 교정할 수 있다. 그러나 에러 제어블록 크기가 커지면 모바일 사용자는 더 많은 양의 데이터를 버퍼링해야 하며 그 결과 응용 프로그램이 데이터를 처리하는데 필요한 시간 지연이 증가한다.

본 논문에서는 cdma2000 1xEV-DO의 브로드캐스트 서비스를 위한 능동적인 에러 교정 방법을 제안한다. 즉 서비스 지연 시간을 조절하면서 서비스의 품질을 만족하기 위한 최소의 에러 제어블록 크기를 찾는 데 중점을 두었으며 이것은 모바일 사용자의 채널 상태의 변화에 따라서 에러 제어블록 크기를 조절함으로써 가능하다. 본 논문에서는 모바일 사용자의 채널 상태를 판단 하기 위해서 각 노드의 비트 에러율(BER)에 대한 이동평균(moving average)과 가중평균(weighted average)을 사용하였다.

이 논문의 구성은 다음과 같다. 섹션 2에서는 본 논문과 관련된 연구 분야의 기본 배경을 소개하고, 섹션 3에서는 본 연구의 동기와 본 논문에서 제시하는 능동적인 에러 교정 방법을 설명한다. 섹션 4에서는 실험 결과에 대해서 설명한 후에 마지막으로 섹션 5에서 본 논문의 결론을 언급한다.

2. 배경 연구

2.1 cdma 2000 1xEV-DO에서의 브로드캐스트

BCMCS는 특정 지역에 대한 하나의 소스에서 다수 사용자에게 대한 데이터 전송 혹은 하나의 소스에서 하나

의 사용자 그룹에 대한 데이터 전송 서비스를 제공한다. BCMCS의 목적은 오퍼레이터 네트워크(operator network)의 하나 혹은 그 이상의 지역 내에 있는 모바일 사용자들에게 콘텐츠 스트림을 제공하기 위해서 사용되는 cdma2000망의 무선 인터페이스의 사용을 최적화 하는데 있다. 네트워크 오퍼레이터는 BCMCS의 콘텐츠 스트림을 조절하는 것 외에도 사용자의 계정 문제 및 보안 문제를 해결한다. 즉, 콘텐츠 스트림에 대한 암호화를 통해 불법적인 사용자의 콘텐츠의 사용을 막는다.

그림 1은 cdma2000 네트워크의 BCMCS에 대한 기본적인 망 구조를 보여주고 있다. BCMCS 콘텐츠는 콘텐츠 공급자에 의해서 생성되며 cdma2000 네트워크 혹은 인터넷과 같은 IP네트워크 내에 위치해 있는 콘텐츠 서버로 전송된다. 콘텐츠 서버는 BCMCS 콘텐츠 스트림을 제어하는 PDSN(Packet Data Serving Node)를 통하여 cdma2000 액세스 네트워크로 연결된다. PDSN은 멀티캐스트 IP 플로우를 추가하거나 제거하기 위해서 BSC/PCF(Base Station Controller/Packet Control Function)와 통신을 하며, BSC/PCF는 PDSN과 모바일 노드 사이의 채널의 시그널링(signaling), 확립(establishing), 해제(terminating)등을 담당하게 된다.

모바일 노드에 의한 BCMCS 서비스의 응답은 몇 가지 단계에 의해서 이루어진다. BCMCS 서비스 알림(announcement)과 발견(discovery) 메커니즘을 통해 사용자는 사용 가능한 BCMCS 서비스에 대한 정보를 얻을 수 있다. BCMCS 서비스를 원하는 사용자는 사용자 시스템의 클라이언트 응용 프로그램과의 통신에서 서버로 동작하게 되는 BCMCS 컨트롤러로부터 콘텐츠에 대한 정보와 스케줄을 얻을 수 있다. 사용자는 BCMCS 가입자 프로파일 관리자(Subscriber Profile Manager)를 통해 하나 혹은 그 이상의 콘텐츠를 신청할 수 있다. 그리고 BCMCS 컨트롤러와의 통신을 통하여 멀티 캐스트 IP주소, 포트 번호, 트랜스포트와 애플

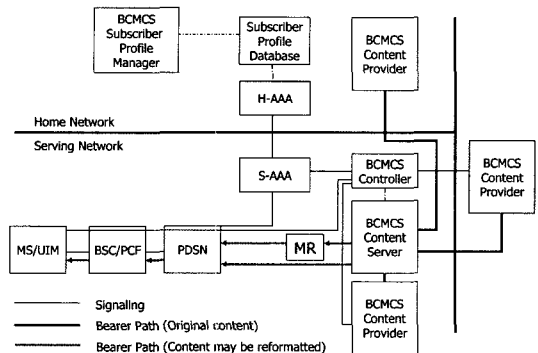


그림 1 cdma2000 BCMCS 네트워크의 구조

리케이션 프로토콜과 같은 세션 정보를 얻는다. 마지막으로 기지국으로부터의 오버헤드 메시지를 통하여 특정 브로드캐스트 IP 주소와 그와 관련된 BCMCS 무선 설정 정보등을 얻어온다. 모바일 노드가 오버헤드 메시지에서 이 정보를 얻게 되면, 이제 BCMCS 등록 요청 메커니즘을 통하여 필요한 브로드캐스트 IP 플로우를 요청할 수 있다. BCMCS 등록을 수행하는 첫 번째 모바일 노드는 PDSN이 BCMCS와 관계된 멀티캐스트 그룹에 참여하도록 하며 이것을 통하여 새로운 데이터 운반 경로(bearer path)가 생성된다.

BCMCS의 데이터 운반 경로는 정적인 방식으로 언제라도 설정이 될 수 있으며, 동적인 브로드캐스트 서비스에 대해서는 승인된 사용자가 처음으로 등록을 할 때 네트워크가 동적으로 운반 경로를 설정하게 된다. PDSN에서 멀티캐스트 라우터 사이의 운반 경로는 적당한 IETF 멀티캐스트 프로토콜을 사용하여 설정된다.

2.2 현재의 BCMCS에서 에러 교정 방법

cdma2000 1xEV-DO의 유니캐스트(unicast) 서비스와는 다르게, BCMCS는 ACK/NAK을 액세스 네트워크에 전달할 역방향 링크가 없기 때문에 자동 재송요구(ARQ: Automatic Repeat Request)에 기반을 둔 에러 교정 방법을 사용하지 않는다. 대신에 Reed-Solomon 인코딩을 사용하는 전방향에러교정 방식(forward error

correction)을 사용한다.

그림 2는 현재 BCMCS에서 데이터 전송시 사용되는 에러 교정 방법의 구조를 보여주고 있다. 브로드캐스트 프레임 프로토콜(broadcast framing protocol)은 액세스 네트워크에서 상위 계층의 패킷을 단편화 시킨다. 브로드캐스트 보안 프로토콜은 단편화된 패킷을 암호화 시킨다. 브로드캐스트 매체 접근 제어 계층 프로토콜은 채널을 통하여 전송되는 과정을 정의하며 물리 계층의 터보 코드(turbo code)와 함께 Reed-Solomon이라는 외부 코드(outer code)를 함께 사용하여 에러 교정을 위한 데이터 인코딩 및 디코딩을 수행한다. 이미 언급한 바와 같이, Reed-Solomon은 cdma2000에서 외부 코드로 사용되며 브로드캐스트 매체 접근 제어 계층의 패킷은 125바이트의 고정 크기를 갖는다. 이 프로토콜은 브로드캐스트 데이터의 전송을 위한 채널 구조를 제공하는 물리계층에서 종결된다.

각각의 논리적 브로드캐스트 채널은 (N, K, R)의 Reed-Solomon 코드로 에러 제어블록(ECB)을 구성하며 하나의 에러 제어블록의 행마다 M 개의 매체 접근 제어 계층 패킷을 갖는다. N 과 K 는 Reed-Solomon 코드워드(code word)내의 옥텟의 수와 보안 계층 옥텟의 수를 나타낸다. R 은 패리티 옥텟의 수를 나타내며 Reed-Solomon 디코더는 각각의 코드워드에 대해서 최

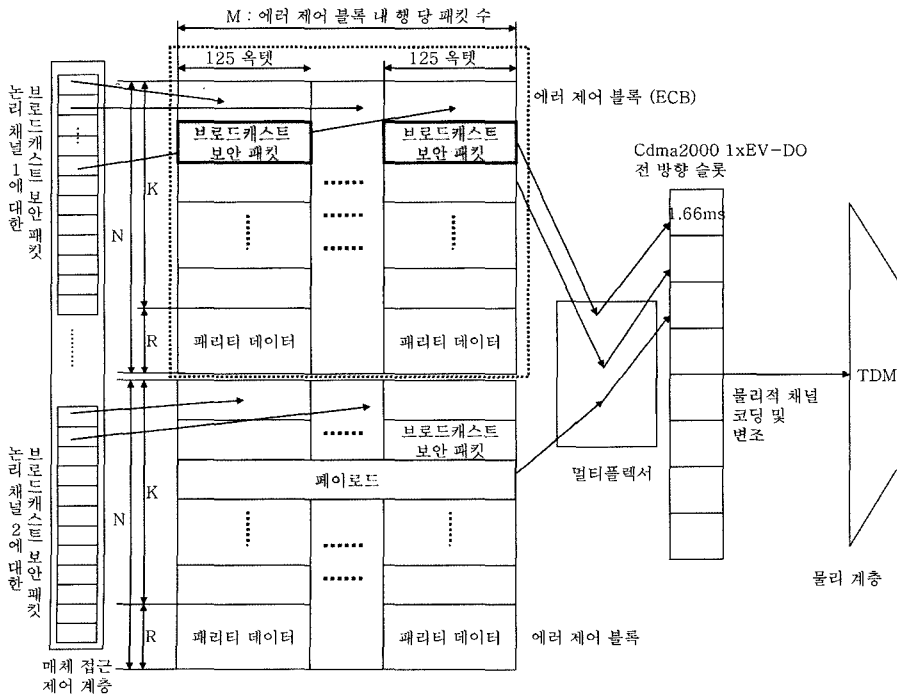


그림 2 에러 제어블록의 구조와 BCMCS에 대한 데이터 전송 방법

대 R 개의 옥텟까지의 에러를 교정할 수 있다. Reed-Solomon 코딩은 에러 제어블록의 열 단위로 적용되며 그 후에 데이터는 하나 혹은 하나 이상으로 구성되는 물리적인 시분할 슬롯을 통해 행 단위로 전송된다. Reed-Solomon 코드를 정확하게 디코딩하기 위해서 브로드캐스트 매체 접근 제어 계층 프로토콜은 코드워드내의 N 개의 옥텟중에서 최소한 K 개의 제대로 된 옥텟을 전송받아야 한다. 만약에 처음 K 개의 데이터 옥텟이 에러 없이 전송이 되었다면 디코딩은 필요 없게 된다. 성공적으로 전송된 데이터 옥텟은 에러 교정 없이 BCMCS 프로토콜의 상위 계층으로 전송된다.

BCMCS에서 사용되는 N 의 값은 32, 16과 1이다. N 값이 작아지면 에러 제어블록의 크기가 줄어들기 때문에 전송되는 시간이 줄어든다. 반면에, N 값이 커지게 되면 모바일 노드에서 디코딩을 수행할 때 복잡도가 커져서 메모리나 프로세서의 파워를 더 많이 소모하게 된다. 브로드캐스트 콘텐츠의 시간 제약 사항으로 인해 극단적으로 전송 시간에 여유가 없거나 전송률이 너무 낮게 되면 N 값이 1이 되어야 하기 때문에 Reed-Solomon 코딩은 필요 없게 된다. K 값은 N 이 32일 때 28, 26, 24의 값을 갖는다(N 이 16일 때는 K 값은 14, 13 혹은 12의 값을 갖는다). K 값이 작아지게 되면 에러의 교정율은 좋아지지만 데이터의 전송 효율은 낮아지게 된다. 반면에, K 값이 커지게 되면 에러의 교정율은 낮아지게 되지만 데이터를 전송할 때 발생하는 오버헤드가 줄어들어서 전송 효율은 좋아지게 된다. 그러나 이 경우 채널의 상태가 좋지 않은 곳에서 고속의 브로드캐스트 서비스를 제공하는데 장애가 될 수도 있다.

채널의 상태에 영향을 미치는 중요한 요소 중의 하나

는 페이딩 인벨롭(fading envelope)이며 이것은 에러의 연속성과 관계가 있다. 즉 사용자가 천천히 움직이는 상황에서는 에러의 발생이 사용자가 빠르게 움직이는 상황에 비해서 연속적인 경향이 있다. (N , K , R)의 Reed-Solomon 코드는 R 보다 큰 에러에 대해서는 데이터를 교정 할 수 없기 때문에 만약에 연속적으로 발생하는 에러의 길이가 너무 커서 에러 제어블록에서 충분히 이 연속된 에러들을 분산시키지 못하면 Reed-Solomon의 에러 교정 성능은 크게 감소한다. 그림 3에서는 이와 같은 상황을 대략적으로 보여주고 있다. 에러 제어블록의 크기를 충분히 크게 해줌으로써 연속적으로 발생하는 에러들을 시간적으로 분산시켜 에러 교정 성능을 향상시킬 수 있다. 따라서 채널의 상태가 좋지 못한 곳에서 발생하는 연속적인 에러의 길이는 그림 2의 에러 제어블록($M \times 125$ 옥텟)의 길이에 의해서 결정되는 데이터의 인터리빙 간격을 결정하는데 중요한 요소로 작용한다. 에러 제어블록에 대한 M 의 값은 16보다 작거나 같아야 한다. M 값이 커지면 시간 다이버시티(time diversity)를 증가시켜 더욱 많은 에러를 교정 할 수 있게 된다. 그러나 모바일 노드에서 요구되는 저장 공간과 응용 프로그램의 서비스 지연시간 또한 증가하게 된다. 따라서 M 값의 조정은 시스템 자원과 서비스 지연시간을 줄이면서 더 좋은 에러 교정 성능을 보장하는 중요한 요소가 된다.

3. 동적 에러 교정 방법

3.1 동기

앞 절에서 설명한대로 매체 접근 제어 계층의 에러 제어블록 크기를 조절함으로써(즉 M 값을 조정) 서비스

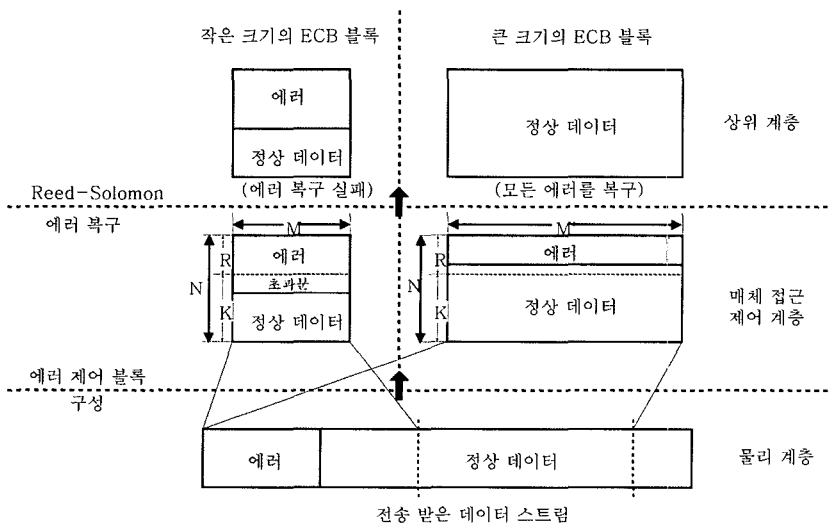


그림 3 에러 제어블록 크기와 에러 교정율과의 관계

지연시간과 Reed-Solomon의 에러 교정 성능 수준을 조절할 수 있다. 그러나 현재 BCMCS에서는 에러 제어 블록을 특정 크기로 고정하여 사용하고 있다. 그 결과 모바일 노드의 채널 상태가 양호한 경우에도 응용 프로그램은 부득이 긴 서비스 지연 시간을 감수해야 하며 이러한 문제는 Reed-Solomon의 에러 교정을 실시간 응용에 적용하는데 걸림돌로 작용할 수 있다. 따라서 본 논문에서는 현재 서비스 받고 있는 모바일 노드들의 채널 환경을 토대로 최적의 에러 제어블록의 크기를 구성하는 능동적인 에러 교정 방법을 제안한다. 즉 모바일 노드들은 현재 환경 조건에 대한 경향을 보여주는 평가 함수를 이용하여 일정 기간 동안의 자신의 에러 상황을 모니터링하고 평가 함수 값을 BCMCS 네트워크에 보고한다. 그리고 브로드캐스트 네트워크는 이 통계정보들을 토대로 에러 제어블록크기를 변동함으로써 최소한의 서비스의 품질을 유지하면서 동시에 서비스 지연 시간을 최소화 한다.

모바일 노드의 채널 환경 조건 가운데 중요한 요소 중 하나는 페이딩 인벳롭이다. 이것은 에러가 발생할 때의 에러의 연속성과 관련이 있다. 모바일 노드가 천천히 움직이는 상황에서는 빨리 움직일 때보다 에러가 연속적으로 발생한다. 따라서 천천히 움직이는 모바일 노드에서는 연속적 에러가 발생함으로 인해서 전체 코드워드 중에서 R 개를 초과하는 에러가 발생하게 되고 Reed-Solomon은 이러한 에러를 교정할 수 없다. 그러

나 에러 제어블록의 크기가 충분히 크다면 모바일 노드는 연속적인 에러에 대해서도 에러 교정 성능을 향상시킬 수 있다. 매체 접근 제어 계층에서 물리 계층으로 전송을 할 때 행 단위로 전송을 시작하게 되고, 에러의 교정은 열 단위로 하기 때문에, 에러 제어블록의 M 을 늘리게 되는 것은 에러 교정에 사용되는 하나의 열 안에서의 비트들의 연관성을 줄이게 되는 효과를 얻을 수 있기 때문이다. 하지만, M 값을 충분히 크게 했을 경우에는 데이터 전송 환경이 그다지 나쁘지 않은 상황에서도 불필요하게 메모리의 낭비를 초래하게 된다. 즉, 작은 M 을 사용해도 충분한 에러 교정율을 얻을 수 있음에도 불구하고 지나치게 큰 M 값을 고정해서 사용하면, 모바일 노드의 메모리가 낭비되며 이때의 데이터를 처리하기 위한 서비스 지연 시간도 커지게 된다. 따라서 M 값을 적절히 조정한다면 전체 모바일 노드의 응용 프로그램이 요구하는 에러율을 만족하면서 동시에 서비스 지연 시간을 낮출 수 있게 된다. 이를 위해 모바일 노드는 자신의 환경 상태에 대한 평가 함수 값을 결정하여 네트워크에 보고하고 네트워크는 이 값을 바탕으로 M 값을 결정한다. 그 결과 서비스 지연 시간에 민감한 실시간 응용의 시간 제약 조건을 만족시킬 수 있다.

3.2 구현

그림 4는 본 논문에서 구현한 서비스 시나리오를 보여준다. BCMCS 네트워크는 cdma2000 1xEV-DO 전방향 채널을 통하여 각각의 모바일 노드에게 데이터 스

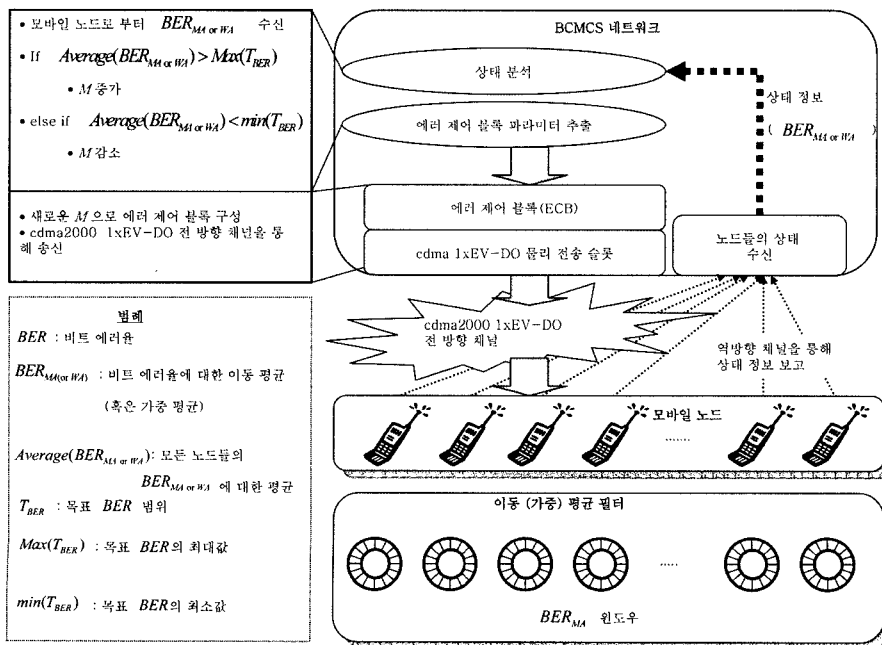


그림 4 서비스 구현 시나리오

트림을 브로드캐스트 한다. 각각의 모바일 노드는 미리 정의되어 있는 평가 함수를 통하여 계산된 비트 에러율을 기록하여 주기적으로 cdma2000 1xEV-DO 역방향 채널을 통하여 네트워크에 이 비트 에러율을 보고하게 된다. 그러면 네트워크는 모바일 노드들로부터 모아진 에러 상태 정보를 바탕으로 새로운 M 값을 결정하게 된다. 이때 네트워크는 각각의 모바일 사용자들로부터 얻은 비트 에러율을 바탕으로 평균 비트 에러율을 계산한다. 이때의 평균 비트 에러율이 사용자에게 제공하려는 목표 비트 에러율 범위보다 크다면 이것은 사용자의 환경이 만족스럽지 못하다는 것을 의미한다. 이런 경우 네트워크는 에러 교정율을 높이기 위해서 M 값을 증가시킨다. 반대로, 평균 비트 에러율이 사용자에게 제공하려는 목표 비트 에러율 범위보다 낮다면 이것은 사용자의 환경이 요구된 서비스 품질을 충분히 제공한다는 것을 의미하게 되고 네트워크는 서비스 지연 시간을 줄이기 위해서 M 값을 줄이게 된다. 이렇게 네트워크는 M 값을 변화하면서 cdma2000 1xEV-DO의 매체 접근 제어 계층의 에러 제어블록을 새롭게 구성한다. 이런 과정을 통하여 만들어진 데이터 스트림은 cdma2000 1xEV-DO 전 방향 채널로 전송되게 된다. 이런 과정을 반복함으로써 네트워크의 데이터 전송 설정을 사용자의 환경에 맞추게 된다. 보통 모바일 노드의 주변 환경을 네트워크가 직접결정을 한다는 것은 사실상 불가능하기 때문에 이러한 피드백 메커니즘을 사용한다.

에러의 연속적인 경향 때문에 에러 제어블록의 사이즈를 제한하였을 경우에 비트 에러율의 변동을 왜곡시킬 수가 있다. 이런 변동을 잘 처리하고 채널 상태의 경향을 좀 더 정확하게 결정하기 위해서, 본 논문에서는 평가 함수로서 로우패스(low-pass) 필터의 역할을 하는 이동평균과 가중평균을 사용하였다.

그림 5는 일정한 윈도우 크기를 갖는 이동평균의 기본적인 개념을 보여주고 있다. 이동평균을 사용하게 되면 어떠한 일시적인 비트 에러율의 왜곡현상을 안정화시킬 수 있다. 본 연구에서는 이동 평균을 아래와 같이

계산하였다.

$$BER_{MA}(n) = 1/w \left(\sum_{i=n-w}^n BER(i) \right)$$

$BER_{MA}(n)$: n -번째 측정된 비트 에러율에 대한 이동평균

$BER(i)$: i -번째 측정된 비트 에러율

w : 윈도우 크기

또한, 본 논문에서는 이동평균을 이용하는 방법 외에도 가중 평균 방법을 이용하는 방법도 제안하였다. 가중평균은 현재의 경향에 가중치를 주기 때문에 모바일 노드의 최근의 채널 상태를 더욱 잘 반영한다. 가중평균에서는 과거의 경향과 현재의 값에 얼마의 가중치를 주느냐에 따라서 현재의 경향에 대한 반영 정도를 조절할 수 있다. 가중평균은 다음과 같이 구한다.

$$BER_{WA}(n) = BER_{WA}(n-1) \times \omega + BER(n) \times (1-\omega)$$

$BER_{WA}(n)$: n -번째 측정된 비트 에러율에 대한 가중평균

$BER(n)$: n -번째 측정된 비트 에러율

ω : 가중치

각각의 모바일 노드는 평가 함수로 측정된 각각의 환경 상태에 대한 정보를 네트워크에 피드백 하게 되며 네트워크는 각각의 모바일 노드로부터 모아진 비트 에러율 값의 평균을 이용하여 모든 모바일 노드들의 일반적인 상태를 결정한다. 만약에 모바일 노드들의 네트워크 환경이 점점 악화된다면 M 값은 증가하게 되고, 만약에 네트워크 환경이 점점 좋아진다면 M 값은 서비스 지연 시간을 줄이기 위해서 서서히 감소한다.

4. 성능 분석

4.1 실험 환경

본 논문에서는 데이터 전송시 QPSK 변조 방식을 가정하였으며 이때 전 방향(Forward channel)데이터 전송은 1228.8kbps로 이루어진다. 또한 페이딩 채널에서 데이터를 전송할 때 발생하는 에러의 경향을 모델링하

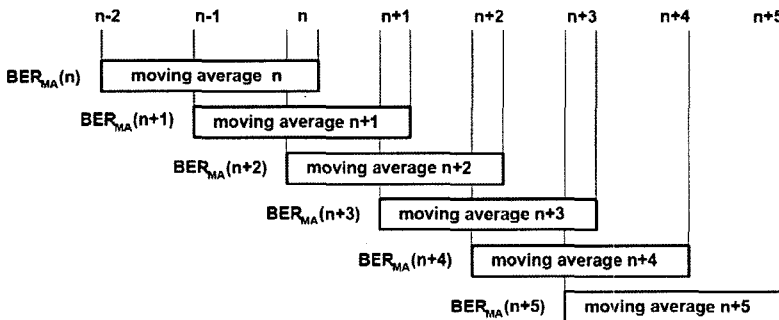


그림 5 간단한 이동평균

기 위해서 Zorzi [8]에 의해서 제안된 간단한 임계 모델을 사용하였다. 이 모델은 페이딩 인벨롭(fading envelope)이 어떤 임계값을 넘기면 수신자가 데이터를 받은 것으로 여기지는 First-order Two-state Markov Process로 표현될 수 있다. 만약에 페이딩 인벨롭 값이 특정 임계값보다 작다면 수신은 실패한 것이다. First-order Two-state Markov Process는 Rayleigh 페이딩 채널에서 데이터 전송에 의해 발생하는 에러 시퀀스를 시뮬레이션 할 수 있으며 이때의 에러는 연속적으로 발생하게 된다. 아래의 식에서 a 는 $(i-1)$ -번째 비트가 정상이었을 때에 i -번째 비트가 에러일 확률이며, β 는 $(i-1)$ -번째 비트가 에러였을 때에 i -번째 비트가 정상일 확률을 나타낸다. 무선 채널에서의 페이딩은 Rayleigh 확률 분포를 따른다고 가정한다. 정상 상태에서 비트 에러 발생 확률, $\epsilon_{physical}$ 은 다음과 같다.

$$\epsilon_{physical} = \frac{\alpha}{\alpha + \beta}$$

Rayleigh 페이딩 채널의 페이딩 마진이 F 일 때 평균 비트 에러율은 다음과 같이 구해질 수 있다.

$$\epsilon_{physical} = 1 - e^{-\frac{1}{F}}$$

정상 상태에서 에러 상태로의 천이 확률은 다음의 식에 의해 구해진다.

$$\beta = \frac{Q(\theta, \rho\theta) - Q(\rho\theta, \theta)}{e^{\frac{1}{F}} - 1}$$

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

ρ 는 도플러 주파수 f_d 를 가진 Complex Gaussian 페이딩 프로세스의 연속적인 두 샘플의 상관 계수이고 $f_d T$ 는 페이딩 프로세스에서 상관관계를 나타내는 표준화된 도플러 대역폭이다. 이 상관 계수는 $f_d T$ 에 의해 결정된다. $f_d T$ 가 0.00001보다 작은 경우에는 이 프로세스는 상당히 연관성이 크고, 0.00002보다 큰 경우에는 각 샘플들은 거의 독립적이라고 볼 수 있다. $J_0(\cdot)$ 는 1종

Bessel 함수이고 $Q(\cdot)$ 는 Marcum Q 함수이다. 여기서 평균 비트 에러율과 Markov 파라미터 사이의 상관 관계는 아래와 같이 주어진다.

$$\beta = \frac{1-\epsilon}{\epsilon} [Q(\theta, \rho\theta) - Q(\rho\theta, \theta)],$$

$$\theta = \sqrt{\frac{-2 \log(1-\epsilon)}{1 - J_0^2(2\pi f_d T)}}$$

표 1은 본 논문에서 사용된 Markov 파라미터들을 나타낸다. 이 값들은 Zorzi[8]에 의해서 제안된 식에 의해서 구할 수 있다. $\epsilon_{physical}$ (물리 계층 비트 에러율)과 $f_d T$ (데이터 전송율에 정규화된 도플러 주파수)를 다른 값을 선택함으로써 무선 채널의 페이딩 프로세스의 상관관계를 변화시킬 수 있다. $f_d T$ 는 캐리어 주파수에 대한 모바일 사용자의 스피드와 관계된 특성을 결정하는 값이다. $f_d T$ 가 작으면, 페이딩 프로세스는 강한 상관관계를 가지며 이것은 에러가 발생하면 연속적으로 길게 발생하는 것을 의미한다(느린 페이딩). 반대로, $f_d T$ 가 커지면 에러의 상관관계는 작아지게 된다(빠른 페이딩). 표 1의 값에서 $f_d T$ 가 0.00001인 경우는 느린 페이딩을 의미하며 $f_d T$ 가 0.00002와 0.00003인 경우는 비교적 빠른 페이딩을 의미한다. 사용자에게 서비스하려는 품질의 범위 (T_{BER})에 대한 비트 에러율은 1-3%로 정하였으며 따라서 $Min(T_{BER})$ 과 $Max(T_{BER})$ 은 각각 1%와 3%로 정의된다. 이동평균에서 사용되는 윈도우 크기는 10으로, 가중평균에서 사용되는 가중치는 0.7로 설정하였다. 또한 본 논문에서는 표 1에 나타난 a 와 β 의 값을 결정하는 $\epsilon_{physical}$ 값을 다양하게 변화하였다. 마지막으로 서비스 지역에 10개의 모바일 노드가 서비스를 받는 시나리오를 설정하였으며 이때의 각각의 모바일 노드는 각각의 $f_d T$ 값은 모바일 사용자 각각의 행동 패턴에 따라서 변화하도록 하였다.

4.2 실험 결과

4.2.1 M에 따른 Reed-Solomon 코딩의 성능 분석

첫 번째 실험은 매체 접근 제어 계층의 M 값의 변화

표 1 실험에 사용된 시뮬레이션 파라미터

$\epsilon_{physical}$	$f_d T$	a	β	평균 비트에러 길이
5%	0.00001	0.0000057	0.0001079	9271.621
	0.00002	0.0000114	0.0002157	4635.682
	0.00003	0.0000170	0.0003236	3090.330
7%	0.00001	0.0000898	0.0000898	11140.957
	0.00002	0.0000135	0.0001794	5573.235
	0.00003	0.0000203	0.0002691	3715.538
10%	0.00001	0.0000073	0.0000732	13645.450
	0.00002	0.0000163	0.0001465	6828.128
	0.00003	0.0000244	0.0002197	4552.014

에 따른 평균 $\epsilon_{recovered}$ 값과 서비스 지연 시간의 관계를 조사하였다. 여기서 사용되는 $\epsilon_{physical}$ 은 물리 계층의 비트 에러율을 의미하고 $\epsilon_{recovered}$ 는 Reed-Solomon에 의해서 교정된 후의 비트 에러율을 의미한다.

그림 6, 그림 7, 그림 8은 각각의 $\epsilon_{physical}$ 과 f_dT 에 대해서 $\epsilon_{recovered}$ 가 M 에 대해서 반비례함을 보여주고 있다. 게다가 그림 6, 그림 7, 그림 8에서 보이는 바와 같이 감소하는 비율이 느린 페이딩보다 빠른 페이딩에서 더 크다는 것을 알 수 있다. 이것은 느린 페이딩에서의 에러의 연속적인 길이가 빠른 페이딩에서 보다 더 짧기 때문이다. 연속적인 에러의 길이가 짧을 경우에는 M 값을 조금만 증가시켜도 에러 제어블록에서 이 에러들을 충분히 분산시키므로 $\epsilon_{recovered}$ 값을 현저하게 증가시킬 수 있다.

그러나 M 값이 커지는 것은 서비스 지연 시간이 늘

어나는 것을 의미한다. 또한 M 값이 커지게 되면 필요한 메모리 저장 공간도 커지게 된다. 따라서 적절한 M 값의 결정은 매우 중요한 문제이다. 그림 6에서 보이는 것과 같이, 사용자에게 제공하려는 목표 비트 에러율을 만족하는 M 값은 다양하게 존재한다. 예를 들어, $\epsilon_{physical}=0.1$ 이고 f_dT 가 0.00002일 경우에는 M 값이 6보다 크다면 우리의 목적에 부합하는 결과를 가져온다(그림 7의 굵은 선 부분). 그러나 M 이 6부터 16까지의 각각의 경우에 대해서는 서비스 지연 시간이 달라진다. 서비스 지연 시간을 줄이면서 원하는 에러율의 범위 안의 서비스를 사용자에게 제공하기 위해서 위의 경우에는 M 을 6으로 선택하는 것이 현명한 것이다. 실험에 의해서 얻어진 최적의 결과는 최소의 M 을 선택하는 것이다. 그래야 서비스 지연 시간을 최소로 줄일 수 있기 때문이다. 따라서 그림 6에서 보여주는 바와 같이 $f_dT = 0.00001$ 에

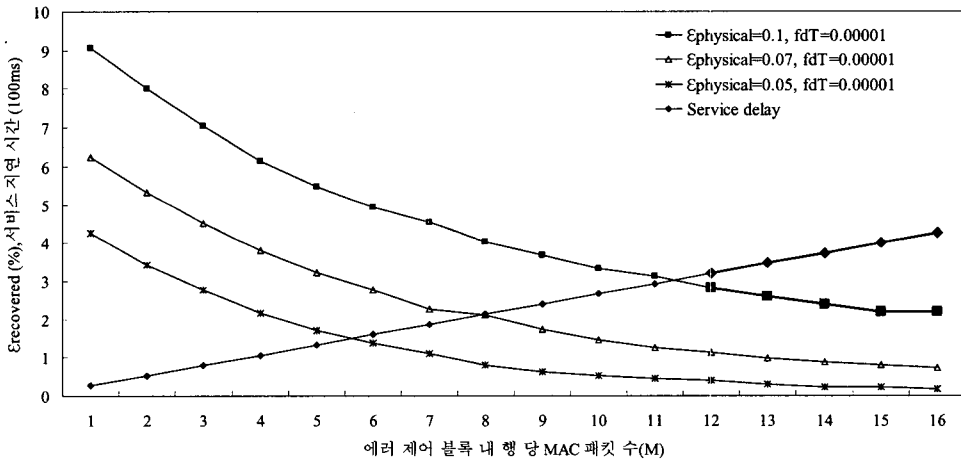


그림 6 $f_dT = 0.00001$, $\epsilon_{physical} = 0.1, 0.07, 0.05$ 일때, $\epsilon_{recovered}$ 와 서비스지연시간의 관계

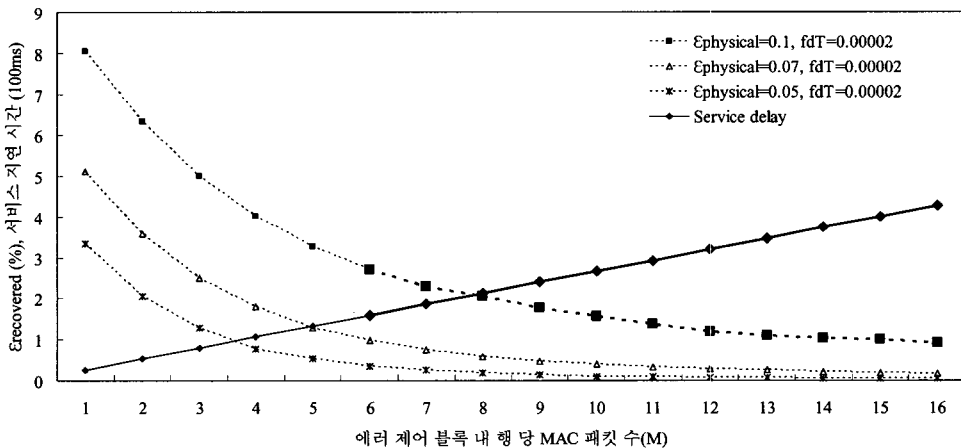


그림 7 $f_dT = 0.00002$, $\epsilon_{physical} = 0.1, 0.07, 0.05$ 일때, $\epsilon_{recovered}$ 와 서비스지연시간의 관계

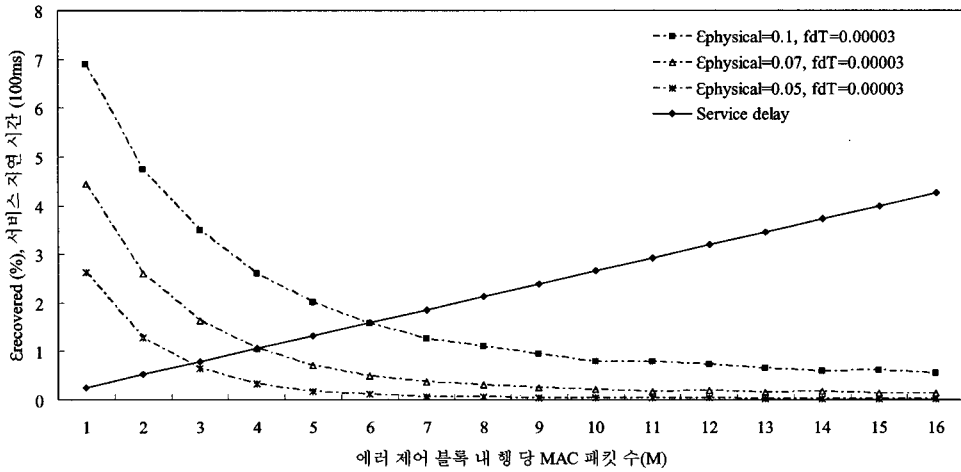


그림 8 $fdT = 0.00003$, $E_{physical} = 0.1, 0.07, 0.05$ 일때, $E_{recovered}$ 와 서비스지연시간의 관계

대해서는 $E_{physical}$ 이 0.1, 0.07, 0.05인 경우에는 각각 M 을 12, 6, 3로 설정하는 것이 요구되는 서비스 품질을 만족하면서 동시에 서비스 지연 시간을 줄일 수 있는 가장 최적의 값이 될 것이다. 그림 7과 그림 8에서도 이와 같이 실험에 얻어진 값을 이용하여 최적의 M 값을 결정할 수 있다.

4.2.2 능동적인 에러 교정 방법의 성능 분석

이번 실험은 본 논문에서 제안한 이동 평균 방법과

가중 평균 방법을 사용하는 능동적인 에러 교정 방법이 실험에 얻어진 최적의 해법에 근접 하다는 것을 보여주고 있다. 그림 9와 그림 10은 본 논문에서 제안한 방법이 가장 이상적으로 얻어진 M 값의 경향을 따르는 것을 보여주고 있다. 그러나 그림 9에서 보이는 바와 같이 이동 평균 방법을 사용하는 경우에는 실험에 의해서 얻어진 최적의 해법과 비교하였을 때에 M 값을 조정할 때 더 많은 적응 시간이 필요함을 알 수 있다. 반면에

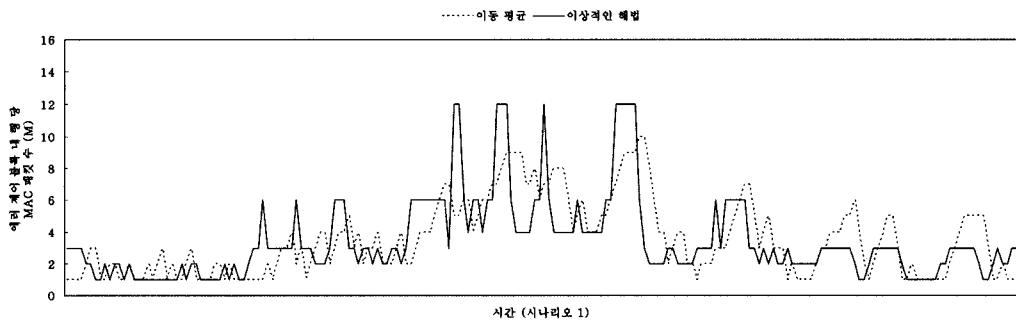


그림 9 이동평균 방법과 최적의 방법에 따른 M 변화 추이

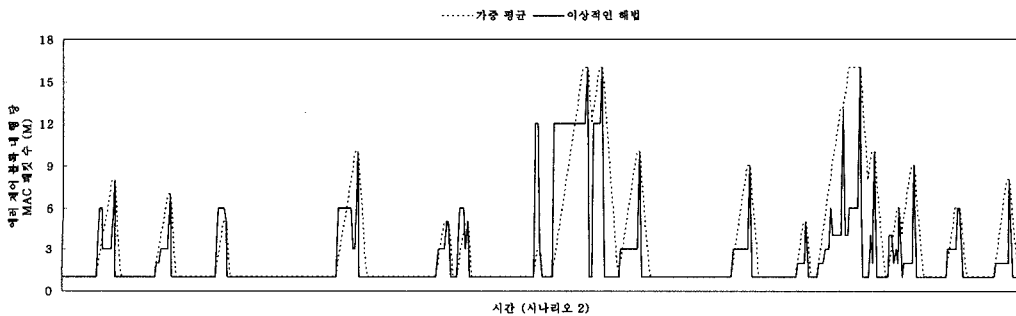


그림 10 가중평균 방법과 최적의 방법에 따른 M 변화 추이

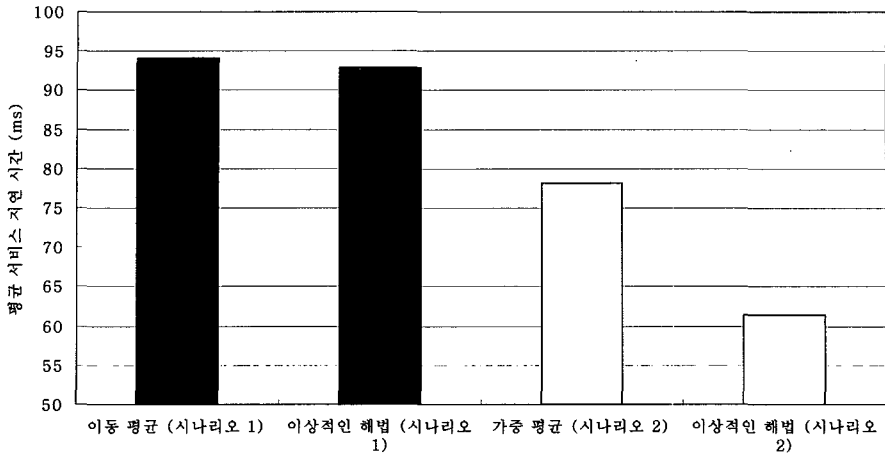


그림 11 실험에 의한 최적의 방법과 제한한 방법에 따른 서비스 지연 시간

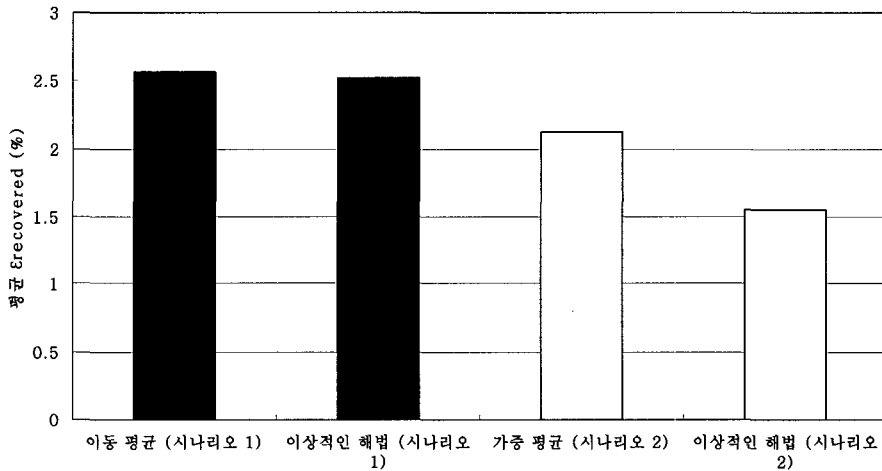


그림 12 실험에 의한 최적의 방법과 제한한 방법에 따른 E_recovered

그림 10에서 보여지는 바와 같이 가중 평균을 사용한 경우에는 좀 더 빨리 실험에 의해서 얻어진 해법의 M 을 따라가는 것을 알 수 있다. 이동 평균 방법은 전체 윈도우 시간 동안의 변화에 대한 통계적인 경향에 따라서 예측을 하기 때문에 짧은 순간 동안에 발생하는 변화는 제거를 하고 윈도우 크기 안의 긴 시간 동안의 변화에 대해서 경향을 분석하여 반영하기 때문에 가장 최근의 경향을 대체적으로 잘 반영하지 못하기 때문이다. 하지만 이동 평균방법은 모바일 노드의 장기적인 행동 채널상태가 일정하다면 좋은 결과를 가져 올 수 있을 것이다. 반면에 가중 평균 방법은 최근의 채널 상태에 더 많은 가중치를 주기 때문에 현재의 상태에 민감하게 M 값을 조절하게 된다. 따라서 이 방법은 단기간 동안에 모바일 노드의 행동 패턴이 자주 변화하는 경우에는 좋은 결과를 가져 올 수 있을 것이다.

그러나 이동 평균 방법에서 윈도우 크기를 줄인다면 이동 평균 방법 또한 현재의 경향에 민감하게 반응하게 될 것이고 이와 반대로 가중 평균 방법에서 최근의 채널 상태에 대한 가중치 값이 작아지게 되면 반대의 효과를 얻을 수 있을 것이다.

그림 11은 실험에 의해서 얻어진 최적의 해법과 본 논문에서 제한한 두 가지 방법의 평균 서비스 지연 시간을 보여주고 있다. 그림 11에서 보이는 바와 같이 본 논문에서 제한한 두 가지 방법은 실험에 의해서 얻어진 최적의 해법과 서비스 지연 시간의 측면에서 큰 손해가 없음을 볼 수 있다. 또한 그림 12에서 보이는 바와 같이 본 논문에서 제한한 방법을 통하여 얻어진 $E_{recovered}$ 값은 실험을 통하여 얻어진 최적의 해법을 통하여 얻은 $E_{recovered}$ 값에 근사함을 볼 수 있다. 두 그림에서 두 가지 제한한 방법 사이의 평균 서비스 지연 시간과 평균

에러율의 차이는 서로 다른 실험 시나리오에서부터 기인한 것으로 커다란 의미가 없다. 단지 두 제안한 방법이 모두 최적의 해법에 근사 한다는 사실이 중요하며 각각의 방법은 앞에서 설명한 바와 같이 적응 방법에 있어 차이가 있기 때문에 모바일 노드들의 채널 변화 양상에 따라 서로 다른 결과를 보여줄 수 있다.

5. 결론

Reed-Solomon 에러 교정 방법은 군집화 되어 연속적으로 발생한 에러에 대한 교정 성능을 높이기 위해서 데이터 인터리빙 메커니즘을 사용한다. 현재 BCMCS는 충분한 데이터 인터리빙을 위하여 에러 제어블록의 크기를 조정할 수 있도록 하고 있다. 에러 제어블록의 크기를 늘릴 경우, 연속적인 에러를 효과적으로 분산시켜 복구 할 수 있지만 동시에 서비스 지연 시간과 메모리 요구량이 늘어나는 문제가 발생한다. 이러한 문제를 해결하기 위해서 본 논문에서는 사용자에게 제공하고자 하는 목표 비트 에러율을 만족하면서 동시에 서비스 지연이 감소하도록 에러 제어블록 크기를 조절하는 방법을 제안하였다. 광범위한 실험을 통해서 이러한 방법이 전체적인 평균 서비스 지연 시간을 크게 감소시키는 것을 확인하였다. 적당한 크기의 에러 제어블록을 구성하기 위해서 본 논문에서는 이동평균 방법과 가중평균 방법을 이용한 피드백 메커니즘 방법을 사용하였으며 실제와 유사한 실험을 통하여 이 방법들이 최적의 해법을 통하여 얻은 결과 수준으로 좋은 성능을 보임을 확인하였다. 에러 제어블록 크기를 결정하는데, 이동평균 방법은 적당한 시간 윈도우 내에서 얻어진 평균 비트 에러율을 사용하였고 가중 평균 방법은 최근의 상태를 더 많이 반영하는 통계적인 방법으로 얻어진 비트 에러율을 사용하였다. 본 논문에서 제안한 능동적 에러 복구 방법은 고정된 에러 제어블록 크기를 사용하는 방법에 비해서 약간의 비트 에러율의 손해를 감수하면서 평균 서비스 지연 시간을 현저히 감소시킨다. 그 결과, 이동평균 방법과 가중 평균 각각의 방법을 사용하였을 경우, 요구되는 서비스의 품질을 만족하면서 평균 서비스 지연 시간은 각각 최대 77%와 81%(M=16의 고정된 크기의 에러 제어블록을 사용한 경우 대비) 가까이 감소하였으며 이 결과는 최적 해법에 매우 근사한 값을 확인할 수 있다.

참고 문헌

[1] J. Wang, R. Sinnarajaj, T. Chen, Y. Wei, E. Tiedemann, and QUALCOMM, "Broadcast and multicast services in cdma2000," *IEEE Communications Magazine*, vol. 42, no. 2, pp. 76-82,

February 2004.

[2] 3GPP2 X.P0019 v0.1.3, "\Broadcast-multicast services (bcmcs) framework draft document," August 2003.

[3] P. Agashe, R. Rezaifar, P. Bender, and QUALCOMM, "Cdma2000 high rate broadcast packet data air interface design," *IEEE Communications Magazine*, vol. 42, no.2, pp. 83-89, February 2004.

[4] 3GPP2 C.S0024 33.0, "Cdma2000 high rate packet data air interface specification," December 2001.

[5] 3GPP2 C.S0054 v1.0, "Cdma2000 high rate broadcast-multicast packet data air interface specification," February 2004.

[6] R. E. Blahut, *Theory and Practice of Error Control Codes*, Addison-Wesley, 1983.

[7] W. J. Ebel and W. H. Tranter, "The performance of Reed-Solomon codes on a bursty-noise channel," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 43, no. 234, pp. 298-306, February/March/April 1995.

[8] M. Zorzi, R. R. Rao, and L. B. Milstein, "Error statistics in data transmission over fading channels," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 46, no. 11, pp. 1468-1477, November 1998.

[9] M. Zorzi and R. R. Rao, "On the statistics of block errors in bursty channels," *IEEE Transactions on Communications*, vol. 45, pp. 660-667, June 1997.

[10] H. S. Wang, "On verifying the first-order Markovian assumption for a Rayleigh fading channel model," *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, vol. 45, pp. 353-357, May 1996.



디드 시스템

강 경 태

1999년 서울대학교 전산학과(이학사)
2001년 서울대학교 전기.컴퓨터 공학부 (공학 석사). 2001년~현재 서울대학교 전기.컴퓨터 공학부 박사과정. 관심분야는 차세대 이동 통신, 모바일 컴퓨팅, 실시간 비디오 코딩 및 전송, 저전력 임베



박 호 상

1997년 성균관대학교 정보통신 공학부 (공학사). 2004년~현재 서울대학교 전기 컴퓨터 공학부 석사과정. 2005년~현재 미국 일리노이 대학교 Urbana-Champaign visiting graduate student in CS



조 용 우

1997년 울산대학교 의예과 수료. 2000년~2003년 (주)엠바이엔 (두인전자) 주임 연구원. 2004년 한국방송통신대학교 컴퓨터과학과(이학사). 2004년 (주)블루코드테크놀로지 과장. 2004년~현재 서울대학교 전기.컴퓨터 공학부 석사과정. 관심분야는 디지털신호처리 및 멀티미디어 시스템, 위성DMB, ATSC, 차세대 이동 통신, 모바일 컴퓨팅, 저전력 임베디드 시스템



신 현 식

1973년 서울대학교 응용물리학과(공학사). 1978년 미국 남부 일리노이대학교 생물학(문학사). 1980년 미국 텍사스대학교 의공학과(공학석사). 1985년 미국 텍사스대학교 전기.전산기공학과 컴퓨터공학 전공(공학박사). 1986년~1990년 서울대학교 조교수. 1990년~1996년 서울대학교 부교수. 1996년~현재 서울대학교 교수. 관심분야는 실시간 내장형 시스템, 모바일 컴퓨팅, MPEG 시스템