

무선 ATM망에서 핸드오프시 접속점 버퍼 오버플로우와 언더플로우를 방지하는 ABR 전송률 기반 제어 방안

(An ABR Rate-based Control Scheme Avoiding Access
Point Buffer Overflow and Underflow during Handoffs in
Wireless ATM Networks)

하 인 대 [†] 오 정 기 ^{**} 박 상 준 ^{***} 최 명 환 ^{****}

(Indae Ha) (Jungki Oh) (Sangjoon Park) (Myungwhan Choi)

요 약 무선 ATM 시스템은 다양한 품질의 광대역 서비스를 효율적으로 제공하기 위해 개발된 ATM 기술을 무선 단말에게도 적용함으로써 유선 ATM망에서 제공하는 다양한 광대역 서비스를 무선 단말에게도 효율적으로 제공할 수 있는 장점이 있으며, ATM 트래픽 중 ABR 서비스는 전송자가 망의 가용대역폭에 따라 전송률을 조절할 수 있게 함으로써 망의 효율성을 높이도록 한다. 그러나 무선 ABR 연결의 핸드오프기간 중에는 무선부와 유선부의 경계점인 AP(access point)에서 큐가 매우 커질 수 있다.

본 논문에서는 이진 피드백 전송률 제어 방식을 사용하는 무선 ATM망에서 무선 ABR 연결의 핸드오프 동안 AP에서 버퍼 오버플로우가 발생되지 않도록 하는 큐의 크기를 정하는 방안과 핸드오프 이후 언더플로우의 발생을 최소화하는 방안을 제시한다. 이 방안은 핸드오프기간 동안과 핸드오프 이후 일정기간 동안의 두 단계에 걸쳐 전송자의 전송률을 제어하며 모의실험을 통해 핸드오프시 AP에서 버퍼 오버플로우와 언더플로우가 발생되지 않도록 전송자의 전송률을 제어할 수 있음을 확인하였다. 제안된 방안은 핸드오프에 의한 버퍼 오버플로우와 언더플로우를 예방함으로써 핸드오프 과정에서의 무선 ABR 서비스의 처리율을 높인다.

Abstract The wireless asynchronous transfer mode (ATM) system has the advantage of providing the broadband services with various quality-of-service requirements to the mobile terminal efficiently by utilizing the ATM technology developed for the wired ATM system. The available bit rate (ABR) service among various ATM services utilizes the available bandwidth remaining in the ATM link, which allows the efficient bandwidth usage. During the handoff of the mobile terminal, however, the queue length in the access point (AP) which resides in the boundary of the wired ATM network and the wireless ATM network may increase abruptly.

In this paper, we propose a scheme which prevents the buffer-overflow and buffer-underflow in the AP during the handoff of the wireless ABR connection in the wireless ATM system using binary feedback rate-based ABR traffic control. This scheme controls the source's cell generation rate during both handoff period and some time interval after the completion of the handoff procedure. The simulation results show that the proposed scheme prevents the buffer-overflow and buffer-underflow. The proposed scheme can contribute to increasing the throughput of the wireless ABR service during handoff by preventing the buffer overflow and underflow during handoff period.

· 1998년도 한국과학기술재단의 특정기초연구비에 의해 연구되었으며 서강대학교 산업기술연구소의 지원을 일부 받음.

[†] 비 회 원 : 삼성전자 네트워크사업부 연구원
haindae@wecpy.com

^{**} 비 회 원 : ENtoB.com 전략기획실장
centob@entob.com

^{***} 비 회 원 : 삼성전자 정보통신 연구원
nicepsj7@korea.com

^{****} 종 신 회 원 : 서강대학교 컴퓨터학과 교수
mchoi@ccs.sogang.ac.kr

논문접수 : 2000년 9월 20일
실사완료 : 2001년 8월 2일

1. 서론

무선 ATM 시스템은 다양한 품질의 광대역 서비스를 효율적으로 제공하기 위해 개발된 ATM 기술을 무선 단말에게도 적용함으로써 유선 ATM망에서 제공하는 다양한 광대역 서비스를 무선 단말에게도 효율적으로 제공할 수 있는 장점이 있다. 그러나 무선 ATM망에서는 상대적으로 오류발생률이 높은 무선채널 상에서 유선망과 동등한 품질의 서비스를 효율적으로 지원하기 위해서 유선망과는 달리 가변적이고 불안정한 무선채널의 상태뿐만 아니라 핸드오프를 고려하여 데이터를 전송해야 한다. 일반적으로 무선 ATM에 관한 연구들은 ATM계층의 하위계층으로 MAC(Medium Access Control)계층과 DLC(Data Link Control)계층을 두어 무선채널의 특성이 ATM계층으로 전파되는 것을 막는다[1][2][3].

ATM포럼은 constant bit rate(CBR), real-time variable bit rate(rt-VBR), non-real time variable bit rate(nrt-VBR), available bit rate(ABR), unspecified bit rate(UBR)의 다섯 가지 서비스를 정의하고 있다[4]. 이 중 ABR 서비스는 CBR과 VBR 서비스가 사용하고 남은 대역폭을 이용하여 제공되는 서비스로 각 ABR 연결의 전송률은 연결 설정시 합의된 PCR(peak cell rate)과 MCR(minimum cell rate) 사이의 값을 갖는다. ABR 연결의 전송률을 결정하기 위해서는 그림 1과 같이 매 NRM셀마다 생성되는 RM(resource management)셀이 전송자와 수신자 사이를 돌면서 망의 가용대역폭을 전송자에게 전달하고 전송자는 자신에게 허가된 대역폭만을 사용하여 셀을 전송한다. 전송자측에서 수신자측으로 전송되는 RM셀을 FRM(forward resource management)셀이라고 하고, 수신자측에서 전송자측으로 전송되는 RM셀을 BRM(backward resource management)셀이라고 한다. ATM망의 스위치는 RM셀이 자신을 지날 때 가용대역폭에 따라 RM셀의 내용을 적절히 변경시킨다.

ABR 전송률 제어 방법은 크게 두 가지로 나눌 수 있다. 하나는 ABR 연결에 대한 대역폭 공평분배량(fair share)과 링크의 부하를 정확히 측정하여 각 연결이 사

용할 수 있는 대역폭을 계산하고 이를 BRM셀의 ER(explicit rate) 필드에 기록하는 방식으로써 ERICA(Explicit Rate Indication for Congestion Avoidance)[5], FMMRA(Fast Max-Min Rate Allocation)[6] 등이 있다. 이러한 방법들은 ABR 연결이 사용할 수 있는 대역폭과 링크의 부하를 측정하여야 하기 때문에 구현하기가 상당히 복잡하다.

다른 하나는 큐의 길이에 의존하여 ABR 연결에 대한 대역폭 공평분배량과 링크의 부하를 예측하는 방법으로 이진 피드백(binary feedback) 제어 방법과 그의 변형이 여기에 속한다[7, 8]. 두개의 임계치를 사용하는 이진 피드백 제어 방법의 예를 들면, BRM셀의 CI(Congestion Indication) 비트와 NI(No Increase) 비트를 사용하되 큐의 길이가 높은 임계치(HTHD, high threshold)를 넘으면 CI 비트를 1로 변경하여 전송자가 자신의 전송률, 즉 ACR(available cell rate)을 줄이도록 하고, 큐의 길이가 낮은 임계치(low threshold)보다 줄어들면 CI 비트를 0으로 유지함으로써 전송자가 ACR을 늘릴 수 있도록 한다. 큐의 길이가 높은 임계치와 낮은 임계치 사이의 값을 가질 때는 전송자 전송률의 증가 혹은 감소를 결정하는 기준에 따라 CI 비트의 값을 결정한다. 전송자는 BRM 셀을 받을 때 마다 BRM셀내의 ER 필드값과 CI 비트의 값에 따라 자신의 ACR을 증가시키거나 감소시킨다. 전송자에게 적용될 새로운 ACR값은 다음과 같이 계산된다[4]:

$$ACR = \max(\min(ACR + RIF \cdot PCR, ER), MCR)$$

$$\text{if } CI = 0.$$

$$ACR = \max(\min(ACR \cdot (1 - RDF), ER), MCR)$$

$$\text{if } CI = 1.$$

여기서 RIF와 RDF는 각각 전송률 증가 인자(rate increase factor)와 전송률 감소 인자(rate decrease factor)를 뜻한다.

[9]에서는 무선 ATM에서의 핸드오프 유형을 intra-AP(Access Point) intra-EMAS-E(End-user Mobility Supporting ATM Switch-at the Edge) 핸드오프, inter-AP intra-EMAS-E 핸드오프, 그리고 inter-AP inter-EMAS-E 핸드오프의 세 가지로 나누고 있다. 첫 번째 유형은 하나의 AP를 공유하는 무선포트(radio port) 간에서만 일어나는 핸드오프이기 때문에 ATM계층에서의 핸드오프 절차가 필요하지 않지만, 두 번째와

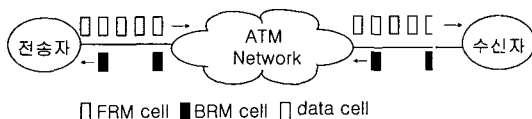


그림 1 ABR 제어 루프

1) 이진 피드백 전송률 제어 방식을 사용하는 ABR 전송률 제어 방식에서 ER 필드값을 결정하는 방식이 여러 가지 있다. 본 연구에서 제안하는 방식을 적용하는 기본 ABR 제어 방식에서 ER 필드값을 결정하는 방식은 4.1절에서 설명한다.

세번째 유형의 경우에는 AP간의 핸드오프이기 때문에 ATM계층에서의 핸드오프 절차가 필요하다.

기존의 연구[10]에서는 무선 ATM 환경에서 핸드오프시 발생할 수 있는 셀 손실이나 순서 변경(misordering) 문제에 대한 해결책으로써 새로이 옮겨 갈 AP에서의 큐를 관리하는 방안을 제시하였다. [11]에서는 무선 ATM 환경에서 핸드오프시 필요한 AP의 큐의 크기를 실험으로 제시하고 있다. 그러나 [10]과 [11]에서는 핸드오프 중 전송률의 제어에 대해서는 언급을 하지 않고, 핸드오프시 전송자의 전송률에 변화가 없을 때의 큐의 동작 특성에 대해 초점을 맞추고 있다. 본 연구에서는 이진 피드백 전송률 제어 방식을 사용하는 무선 ATM망에서 핸드오프에 의해 새로이 옮겨갈 AP의 허용 최대 큐 길이를 고려해서 핸드오프 동안 적용할 전송자의 전송률 결정 방안과 핸드오프 이후 일정 기간²⁾ 동안 적용할 전송자의 전송률 제어 방안을 제시한다. 또한 핸드오프시 언더플로우³⁾의 발생을 최소화하는 최소 큐 요구량을 구하는 방안을 제시한다.

2장에서는 무선 ATM에서의 핸드오프 모델에 대해 설명한다. 3장에서는 핸드오프시 일어날 수 있는 큐의 오버플로우와 언더플로우를 제어할 있는 방안에 대해서 설명하고, 4장에서는 모의실험 모델에 대한 설명과 결과에 대한 분석을 제시한다. 마지막으로 5장에서 결론을 맺는다.

2. 무선 ATM망에서의 핸드오프 모델

그림 2는 무선 ATM망의 구조와 무선 ATM망에서의 inter-AP inter-EMAS-E 핸드오프모델을 나타내고 있다. old AP에 연결된 무선단말이 new AP 방향으로 이동하면서 핸드오프가 일어난다. 본 연구에서는 mobile-initiated 핸드오프 모델[9]을 가정하였으며 이 경우 핸드오프의 유형에는 무선단말기가 현재 접속되어 있는 접속점을 통해 핸드오프가 시작되는 역방향 핸드오버(backward handover)와 새로이 선택된 접속점을 통해 핸드오프가 시작되는 순방향 핸드오버(forward handover)가 있다.

역방향 핸드오버는 현재 사용중인 무선링크의 성능이 기준점 이하로 악화되었으나 여전히 통신이 가능한 경

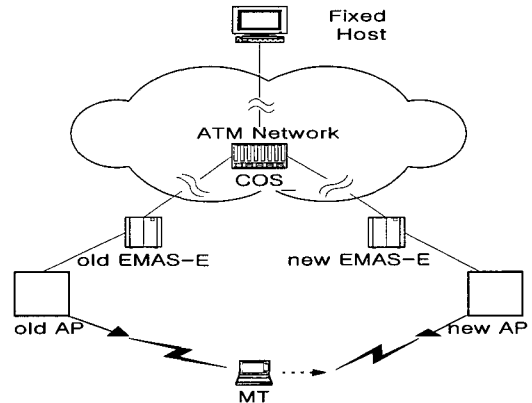


그림 2 본 논문에서 사용될 무선 ATM망에서의 핸드오프 모델

우에 발생하며, 순방향 핸드오버는 무선링크의 성능이 갑자기 악화되어 통신이 불가능하게 되어 새로이 선택된 접속점을 통하여 연결을 설정하고자 하는 경우에 발생한다. 역방향 핸드오버 순서에 대해 간단히 설명하면 다음과 같으며 보다 상세한 내용은 [9]를 참조하기 바란다:

- (1) 무선단말은 수신된 신호의 세기와 beacon 신호를 참조하여, 핸드오프 여부를 결정한다. 무선단말은 핸드오프요청 메시지를 old EMAS-E에게 전달한다. old EMAS-E는 new EMAS-E를 선정하고 이 결과를 new EMAS-E에 전달한다.
- (2) new EMAS-E로 선정된 EMAS-E는 해당 new AP에게 무선자원을 예약하도록 한다. 무선자원의 예약이 완료되면 new EMAS-E는 미리 알고 있는 COS⁴⁾ (CrossOver Switch)에게 경로의 설정을 요청한다.
- (3) COS는 new EMAS-E를 거쳐 새로운 AP까지의 경로를 설정하고, new EMAS-E는 이 사실을 old EMAS-E에게 알린다.
- (4) old EMAS-E는 핸드오프 해제(HO_RELEASE) 메시지를 무선단말에게 보내준다.
- (5) 핸드오프 해제 메시지를 받은 무선단말은 old AP와의 연결을 해제하고 무선자원을 해제한다.
- (6) old EMAS-E는 COS에게 old EMAS-E와 COS 간의 연결 해제를 요청한다.
- (7) 무선단말과 new AP간의 새로운 연결 설정과 무

2) 핸드오프 기간 동안에는 무선링크를 통해 전송을 하지 못하므로 핸드오프가 끝난 이후 큐가 상당히 커지게 된다. 핸드오프완료 후부터 커진 큐가 안정상태(steady state)로 줄어들 때까지를 말한다.

3) 본 논문에서는 무선단말과 연결된 AP의 무선링크는 전송을 할 수 있음에도 불구하고 큐에 전송할 셀이 없는 상태를 말한다.

4) COS는 무선단말과 전송자가 연결된 분기점(the point of divergence) 중 전송자와 가장 멀리 떨어진 스위치를 말한다 [12].

선자원 할당이 있을 후 무선단말과 new EMAS-E 간에 연결이 활성화되면 핸드오프의 모든 과정이 끝나게 된다.

앞의 핸드오프 순서 (3) 이후 전송자가 코낸 셀은 new EMAS-E를 거쳐 new AP로 전달되나 new AP와 무선단말 간에 연결이 아직 설정되어 있지 못하므로 new AP의 큐에 셀이 쌓이게 된다. 더욱이 핸드오프 기간 동안에는 ABR 연결에서 전송자가 전송률을 조정할 수 있는 유일한 방법인 BRM셀이 전송자에게 전달될 수 없으므로 new AP의 큐는 핸드오프가 끝날 때까지 지속적으로 증가하게 된다. 이 경우, new AP의 큐에서 오버플로우가 발생할 수 있다.

핸드오프지연시간⁵⁾으로 인해 new AP의 큐에 오버플로우가 생기는 것을 방지하기 위해서는 전송자에게 전송률을 줄이도록 요구해야 한다. ABR 연결에서는 전송자가 전송률을 조절할 수 있는 것은 BRM셀을 통한 피드백 밖에 없으므로 핸드오프 동안 new AP에서 BRM셀을 발생시켜 오버플로우 문제를 해결할 수 있다. 그러나 이를 위하여 핸드오프지연시간 동안 전송자의 전송률을 지나치게 낮추게 되면 핸드오프 완료 이후 언더플로우가 발생할 수 있다.

순방향 핸드오버의 경우⁶⁾, new AP의 큐에 쌓이는 셀의 수는 역방향 핸드오버에 비해 극히 작다. 뿐만 아니라 두번째 핸드오프 유형에 해당하는 inter-AP intra-EMAS-E 핸드오프 모델은 세번째 핸드오프 유형에서 new EMAS-E를 선정하는 과정을 제외한 것과 동일하므로 본 연구에서는 inter-AP inter-EMAS-E 핸드오프 중에서 역방향 핸드오프를 연구대상으로 한다.

3. 무선 ATM망에서 핸드오프시 ABR 트래픽 제어 방안

3.1 핸드오프 동안 사용될 전송자 전송률의 결정

핸드오프동안 new AP에서 BRM셀을 발생시킬 때, 전송자의 전송률을 제어하기 위해 먼저 생각해 볼 수 있는 ER값은 MCR이다. 핸드오프지연시간 동안에는 무선링크를 통해 셀을 전송하지 못하기 때문에 전송자가 보낼 수 있는 제일 작은 값인 MCR값으로 ER 필드를 채워보내는 방안이다. 이 방안의 장점은 핸드오프시 new AP의 큐길이가 가장 작도록 제어할 수 있다는 것

이다. 그러나 핸드오프가 끝난 이후 전송자의 전송률은 MCR이므로 언더플로우를 유발할 가능성이 높으며 이 경우에는 새로운 무선링크의 가용대역폭을 충분히 활용하지 못하기 때문에 ABR 연결의 처리율을 떨어뜨리는 단점이 있다. 두번째 방안은 핸드오프가 끝나는 시점에서의 허용 최대 큐길이(TargetQ⁷⁾)를 근거로 하여 ER값을 결정하는 것이다. 이러한 방안의 설명을 위해 사용되는 약어는 다음과 같은 의미를 갖는다:

- $Q_{new,EHO}$: 핸드오프가 끝나는 시점에서의 new AP의 큐길이
- $Q_{old,HO}$: 핸드오프에 의해 전송되지 못한 old AP의 큐길이
- ACR_{BHO} : 핸드오프가 시작되기 직전의 전송자 전송률, 이는 핸드오프가 시작되기 직전 old AP를 지나가는 가장 최근의 FRM셀의 CCR(current cell rate) 값을 갖는다. 전송자와 old AP간의 전송지연 때문에 핸드오프 시작 시점에서 실제 전송자의 전송률과 차이가 있을 수 있으나 여기서는 그 차이가 없으며 핸드오프 시그널링 과정에서 new AP에게 전달한다고 가정한다.
- ACR_{HO} : 핸드오프기간동안 사용되는 전송자 전송률
- RTT: new AP와 전송자 간의 왕복시간
- H_d : 핸드오프 지연시간

그림 3은 핸드오프시 new AP의 큐의 변화량을 예측한 그림이다. 그림 3에는 핸드오프동안의 new AP의 큐의 변화량과 new AP에서 BRM셀을 발생시키는 시점을 나타내고 있다. 핸드오프시 아무런 제어를 하지 않는다면 그림에서와 같이 new AP에서는 핸드오프시작 시점부터 핸드오프 끝날 때까지 핸드오프 직전의 ACR_{BHO} 의 기울기로 계속 증가하게 될 것이다. 2장의 역방향 핸드오프순서 중 (3)에서 COS와 new EMAS-E간 부분경로가 만들어지기 전까지는 전송자가 보낸 셀은 old AP로 가게 되고 부분경로가 만들어진 이후에는 셀은 new AP로 가게 된다. 따라서 new AP의 큐가 커지기 시작하는 시점(t_1)은 2장의 역방향 핸드오프순서 중 (3)에 해당한다. new AP에 전송자가 보낸 셀이 도착하는 순간 new AP는 BRM셀을 발생시킨다. old AP와 무선단말 간의 연결이 끊어진 후 old AP에 남아 있는 셀을 new AP로 옮기는 경우에는 new AP의 큐가 급격히 커질 것이며 이를 그림에서 점프로 표시하였다. 본 논문에서는 핸드오프시 셀의 순서 변경보다는 핸드

5) 본 논문에서 핸드오프지연시간은 핸드오프 순서 중 (3)에서 (7)까지로 정의한다. 이 시간 동안에는 new AP와 무선단말 사이의 무선링크가 연결되지 않아 new AP에서 셀을 전송하지 못하므로 new AP의 큐에 셀이 쌓이게 된다.

6) 지면관계상 자세한 설명은 [9]를 참고하기 바람.

7) 본 논문에서 TargetQ가 의미하는 것은 핸드오프동안 new AP의 큐를 TargetQ 이하로 제한 할 수 있다는 의미이다.

오프지연시간에 따른 오버플로우 문제를 다루고 있기 때문에, old AP에 남아있는 셀은 오버헤드없이 new AP로 전송된다고 가정한다. 핸드오프시 TargetQ를 목표로 ER값을 조정한다면 그림 3에서의 같이 핸드오프가 끝나는 시점에서 AP의 큐는 TargetQ로 제한되게 될 것이다.

$H_d \geq RTT$ 인 경우, 그림 3에서의 같이 핸드오프가 끝나는 시점에서 new AP의 큐의 크기는 old AP에서 전송되지 못하고 new AP로 옮겨지는 셀의 수($Q_{old,HO}$), 한번의 RTT동안 ACR_{BHO} 의 율로 늘어난 셀의 수, 그리고 핸드오프지연시간에서 RTT를 뺀 시간동안 새로 제안된 ER값의 율로 늘어난 셀의 합으로 표현된다. 즉 다음의 식으로 표현된다.

$$Q_{new,EHO} = Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \times RTT + E(H_d - RTT) \quad (1)$$

여기서 E는 제안된 ER값을 의미하며 $H_d \geq RTT$ 로 가정한다. $H_d \leq RTT$ 인 경우는 $Q_{new,EHO} = Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \times H_d$ 로 표현되나 이 경우에는 핸드오프 기간 중 사용되는 ABR 전송률 제어의 영향을 받지 않으므로 여기서는 $H_d \geq RTT$ 인 경우로 한정한다.

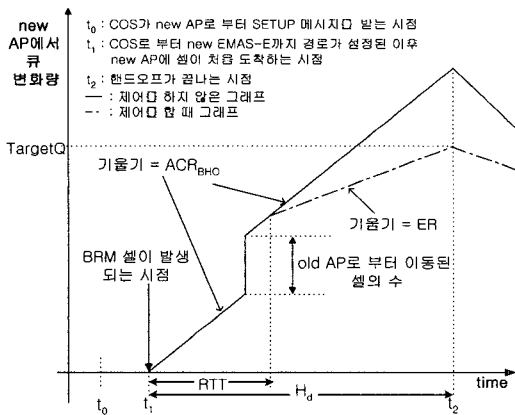


그림 3 핸드오프 동안 예측되는 new AP의 큐 변화량

핸드오프시 오버플로우를 방지하려면, new AP의 ABR 연결에 할당된 큐크기(Q_{size})보다 $Q_{new,EHO}$ 의 크기가 작으면 된다. 만약 전송자가 최소 대역폭인 MCR로 보낼 때, $Q_{new,EHO}$ 의 크기가 큐크기보다 커지면 오버플로우는 막을 수 없고, 최대한 셀손실을 줄이기 위해서는 전송자의 전송률은 MCR로 보내야 한다. 식 (1)에서 구한 E값을 RM셀의 ER값으로 채워 핸드오프 시작 시점에서 전송자에게 보내준다면 전송자는 ER 필드의 값을 넘지 않는 전송률로 셀을 발생시킬 것이며 따라서 핸드

오프가 끝나는 시점에서의 큐의 길이가 $Q_{new,EHO}$ 이하가 되도록 조절할 수 있다. 이 전송자의 전송률은 핸드오프가 완료될 때까지 변하지 않으며 유선망에서는 병목구간이 없다는 가정하에서 ACR_{HO} 는 이 ER값을 갖는다.

핸드오프가 완료된 시점에서 큐길이를 TargetQ로 맞추려고 하면, $Q_{new,EHO}$ 의 크기를 TargetQ와 같다고 놓으면 된다. 오버플로우를 방지하고 핸드오프가 끝나는 시점에서 new AP의 큐의 크기를 TargetQ로 맞추려면 핸드오프 중 new AP에 전송자가 보낸 첫 셀이 도착하는 순간 ER 필드의 값을 그림 4에서의 같이 계산된 ER값으로 조정하여 BRM셀을 발생시키면 된다.

$$if(Q_{size} < (Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT + MCR \cdot (H_d - RTT)))$$

$$ER = MCR$$

$$else$$

$$ER = Max\{MCR, \frac{TargetQ - Q_{old,HO} - ACR_{BHO} \cdot RTT}{H_d - RTT}\}$$

그림 4 핸드오프 기간동안 전송자가 사용할 전송률 (핸드오프 전과 후의 무선링크대역폭이 변하지 않는 경우)

3.2 핸드오프완료 후 ABR 전송률 제어 방안

핸드오프 동안 그림 4의 방식에 의해 계산된 ER값으로 전송자의 전송률을 조정된 후 핸드오프가 끝난 이후 별도의 조정없이 핸드오프가 일어나지 않는 동안에 사용되는 ABR 흐름제어(앞으로 이를 기본 ABR 제어 방식(Normal ABR Rate Control Algorithm)이라고 부르며 임계치를 사용하는 이진 피드백 제어 방식을 사용한다고 가정함)가 적용된다면 핸드오프가 끝나는 시점에서의 전송자의 전송률은 new AP의 전송률보다 현저히 낮은 상태인데도 불구하고 큐의 길이가 높은 임계치(HTHD)보다 높은 값을 갖게 될 수 있으며(일반적으로 TargetQ는 HTHD 보다 훨씬 크다) 이때에는 기본 ABR 제어방식에 의해 전송자의 전송률을 줄이게 되어 언더플로우가 발생할 가능성이 매우 크다. 큐의 언더플로우를 방지하기 위해서는 핸드오프완료 직후 큐의 길이가 높은 임계치보다 크더라도 전송자의 전송률을 낮추는게 아니라 오히려 커지게 함으로써 언더플로우를 방지할 수 있다. 그러나 만약 핸드오프완료 이후 전송자의 전송률이 무선링크의 전송률보다 클 경우에는 전송률을 높이지 않고 바로 기본 ABR 제어 방식으로 제어를 넘긴다. 그림 5에서 제안하는 방안은 핸드오프완료 이후 전송자의 전송률이 무선링크의 전송률보다 낮은 경우에는 핸드오프완료 직후 바로 기본 ABR 제어 방식

으로 제어를 넘기지 않고 전송자의 전송율을 높일 수 있도록 하고 있다.

핸드오프가 끝나는 시점 이후부터는, 전송자 전송률(ACR)⁸⁾이 new AP의 무선링크 전송률(SR: Service Rate)⁹⁾보다 작으며 그 차이가 $k \cdot RIF \cdot PCR$ (이후에는 $In_s = RIF \cdot PCR$ 로 정의함) 이상이라고 판단되는 경우에는 RM셀의 CI 비트와 NI 비트를 0으로 채워 전송자에게 보냄으로써 전송자는 BRM셀이 도착할 때마다 전송률을 현재의 전송률에서 In_s 만큼 더 증가시킬 수 있도록 한다. 그러나 전송자 전송률과 무선링크 전송률의 차이가 $k \cdot In_s$ 보다 작아지면 RM셀의 CI 비트는 0으로, NI 비트는 1로 채워 전송자에게 보냄으로써 전송자의 전송률을 고정시킨다. 이 과정은 BRM셀이 new AP에 도착할 때 마다 수행되며 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가기 전까지 반복된다. 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는지 여부는 다음 BRM셀이 도착하는 시점¹⁰⁾에서 예상되는 큐의 길이에 의해 결정된다. 즉, 만약 다음 BRM셀이 도착하는 시점에서 예상되는 큐의 길이가 높은 임계치보다 작다면 기본 ABR 제어 방식으로 제어를 넘겨주게 된다. 이러한 과정 동안에는

```

if ((ACR + k · Ins) < SR)
{
  if((Qnew - (SR - ACR) · DurationRM) > HTHD)
  { CI = 0; NI = 0; }
  else
  { CI = 0; NI = 0; Run Normal ABR Rate Control Algorithm; }
}
elseif ((SR - k · Ins) ≤ ACR < SR)
{
  if((Qnew - (SR - ACR) · DurationRM) > HTHD)
  { CI = 0; NI = 1; }
  else
  { CI = 0; NI = 1; Run Normal ABR Rate Control Algorithm; }
}
else
{ CI = 0; NI = 1; Run Normal ABR Rate Control Algorithm; }

```

Q_{new}: new AP의 큐의 길이
Duration_{RM}: 두 RM셀간의 간격 (NRM/ACR)
HTHD: 기본 ABR 제어 방식에서 사용되는 높은 임계치

그림 5 핸드오프가 끝난 이후 언더플로우 제어방식

- 8) 이 전송자 전송률은 new AP를 지나는 가장 최근 RM셀의 CCR 필드의 값을 가지는 것으로 가정한다. 이 값은 RTT 값의 크기에 따라 실제 전송자 전송률과 차이가 날 수 있다. 그러나 RTT가 작은 경우에는 대부분의 경우 실제 전송자 전송률과 동일한 값을 가진다.
- 9) new AP에서 ABR 서비스에 사용될 전송률을 계산할 수 있다고 가정함.
- 10) 현재의 전송자 전송률(ACR)값을 알기 때문에 다음 BRM셀의 도착시점을 예측할 수 있다.

new AP의 큐는 무선링크 전송률과 전송자 전송률의 차이만큼 계속적으로 감소하게 된다. 언제까지 전송자의 전송률을 증가시킬지를 결정하는 k 값에 대해서는 다음 절에서 다루고자 한다.

3.2.1 핸드오프완료 후 언더플로우 발생을 최소화하는 k 값

핸드오프완료 이후의 ABR 제어 방안은 k 값에 따라 new AP의 큐가 빠르게 줄어들어 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점이 빠를 수도 있고, 큐가 느리게 줄어들어 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 느리게 넘어갈 수 있다. k 값이 크면 클수록 핸드오프 직후 커진 new AP의 큐가 빠르게 줄어들어 빨리 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어갈 수 있으나 언더플로우가 발생하는 경우가 있다. 반대로 k 값이 작으면 작을수록 new AP의 큐는 느리게 줄어들게 되나 언더플로우가 날 확률은 k 값이 클 때보다는 상대적으로 줄어들게 된다. 이 절에서는 언더플로우의 발생가능성을 최소화하면서 최대한 빠른 시간 내에 new AP의 큐가 줄어드는 k 값을 정하는 방안을 제시한다.

기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서 큐의 길이가 작으면 작을수록, 무선링크의 전송률이 전송자의 전송률보다 크면 클수록 언더플로우가 일어나기 쉽다. 여기서는 기본 ABR 전송 제어 방식으로 넘어가는 시점에서, 언더플로우가 가장 일어나기 쉬운 경우, 즉 큐의 길이가 가장 작고 전송률의 차이가 가장 큰 경우에 대해서 언더플로우가 일어나지 않기 위한 k 값을 구하고자 한다. 그림 5의 알고리즘에서 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서 가질 수 있는 큐의 길이는 $0 \leq Q_{new} \leq HTHD + (SR - ACR) \cdot Duration_{RM}$ 이다. Q_{new} 는 동적으로 변하기 때문에 $Q_{new} \leq HTHD$ 일 수 있으나 Q_{new} 는 감소 추세이며 $SR > ACR$ 이라는 점을 고려하여 기본 ABR 전송 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서의 큐길이의 최소값을 $HTHD+1$ 로 한다. 그리고 new AP에서 BRM셀을 수신했을 때 무선링크의 전송률이 전송자의 전송률과 비교하여 $k \cdot In_s$ 보다 크면 전송자의 전송률을 늘리므로, 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서 무선링크의 전송률과 전송자의 전송률의 차이는 $k \cdot In_s$ 와 $(k+1) \cdot In_s$ 사이의 값을 갖는다. 즉, 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서 무선링크 전송률과 전송자 전송률의 차이가 가장 크게 날 수 있는 값은 $(k+1) \cdot In_s$ 이다.

그림 6은 이러한 가정 하에서 기본 ABR 전송 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서 큐의 크기가 $HTHD+1$ 이고 무선링크의 전송률과 전송자 전송률의 차

이가 $(k+1) \cdot In_s$ 일 때 ($k \geq 0$) 그 이후의 큐의 변화를 예측한 그래프이다. 이 그림에서는 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 순간에 BRM셀이 송신자에게 전송되고 RTT는 0인 것으로 가정하였다. 또한 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어간 이후에는 큐의 길이가 Q_{min} 이 될 때까지는 전송자의 전송률을 증가시키는 것으로 가정하였다. 이는 다음과 같은 근거로 설정되었다.

첫째, 기본 ABR 제어 방식으로 제어를 넘겨줄 때는 다음 BRM셀이 도착하는 시점에서 예상되는 큐의 길이가 HTHD를 넘지 않을 것으로 판단될 때이기 때문에 다음 BRM셀이 도착했을 때 심각한 혼잡(congestion)이라고 판단되어(큐길이가 HTHD보다 큰 경우) 전송자의 전송률을 감소시킬 가능성이 매우 작다. 둘째, 기본 ABR 제어 방식으로써 큐길이에 대해 하나의 임계치(예를 들면, HTHD)를 사용하는 이진 피드백 제어방식을 사용한다면 BRM셀이 도착했을 때 큐길이가 HTHD보다 작은 경우 CI 비트와 NI 비트를 0으로 설정하여 전송자의 전송률을 증가시킨다. 셋째, 기본 ABR 제어 방식으로써 큐길이에 대해 두개의 임계치를 적용하는 이진 피드백 제어방식 중에는 높은 임계치와 낮은 임계치를 기준으로 하여 큐 길이가 낮은 임계치보다 작으면 BRM셀의 CI 비트와 NI 비트를 0으로 설정하여 전송자의 전송률을 높이도록 한다. 그리고 큐길이가 낮은 임계치와 높은 임계치 사이에 있을 때에는 현재 전송자의 전송률(CCR)이 (무선링크상에서의) 추정된 대역폭 공평분배량의 함수로 결정되는 임계치¹¹⁾보다 크면 CI 비트를 1로 설정하여 전송자 전송률을 감소하도록 하고 그렇지 않으면 CI 비트를 0으로 설정하여 전송자의 전송률을 증가하도록 한다. 그러나 여기서는 기본 ABR 제어 방식으로 제어를 넘겨주는 시점에서는 전송자의 전송률이 무선링크의 전송률보다 작으며 그 차이가 최대 $k \cdot In_s$ 가 될 수 있기 때문에 현재 전송자의 전송률(CCR)이 (무선링크상에서의) 추정된 대역폭 공평분배량의 함수로 결정되는 임계치보다 클 가능성이 매우 작다고 가정한다. 이러한 가정하에서 그림 6을 설명하면 다음과 같다.

new AP에서 BRM셀을 수신하고 기본 ABR 전송률 제어방식으로 제어를 넘겨주는 시점에서는 현재의 전송자의 전송률은 무선링크의 전송률보다 작기 때문에 CI와 NI 비트를 0으로 설정하여 BRM셀을 전송자에게 송신하며 이를 수신한 전송자는 전송률을 $RIF \cdot PCR$ (즉, In_s)만큼 높여주게 된다. 따라서 다음 BRM셀을 받을

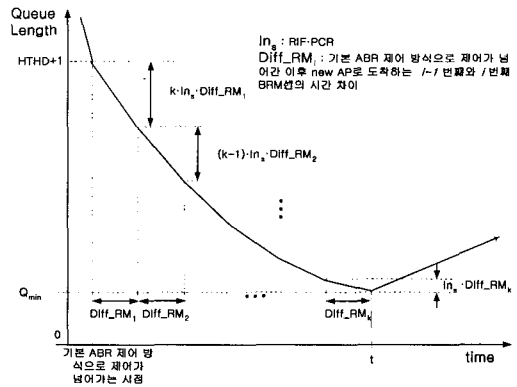


그림 6 기본 ABR 제어방식으로 컨트롤이 넘어 간 이 후 예상되는 큐 변화량

때까지 큐는 $k \cdot In_s \cdot Diff_RM_1$ 만큼 감소하게 된다. 여기서 $Diff_RM_i$ 는 핸드오프 이후 기본 ABR 전송률 제어 방식으로 제어가 넘어간 후 new AP에 도착하는 $i-1$ 번째와 i 번째 BRM셀간의 시간 간격을 의미한다. 마찬가지로 첫번째 BRM셀이 도착한 이후 두번째 BRM셀이 도착할 때까지는 전송자의 전송률이 이전에 비해 In_s 만큼 늘어났으므로 큐는 $(k-1) \cdot In_s \cdot Diff_RM_2$ 만큼 줄어든다. 즉, $i-1$ 번째 BRM셀이 도착한 후 i 번째 BRM셀이 도착할 때까지 줄어드는 큐의 크기는 $(k-i+1) \cdot In_s \cdot Diff_RM_i$ 만큼이다. 큐의 크기가 가장 작아지는 시간은 무선링크의 전송률보다 전송자의 전송률이 더 커지기 시작하는 시점이다. 핸드오프 이후 new AP의 큐가 언더플로우가 나지 않기 위해서는 큐가 최대로 작아지는 시점(t)에서 큐 값(Q_{min})이 1 이상이면 된다.

그림 7은 핸드오프 이후 언더플로우가 나지 않을 k값

$$Q_{min} = (HTHD + 1) - (k \cdot In_s) \cdot Diff_RM_1 - (k \cdot In_s - In_s) \cdot Diff_RM_2 - \dots - (k \cdot In_s - (k-1) \cdot In_s) \cdot Diff_RM_k \dots \dots (1)$$

$$Q_{min} \geq (HTHD + 1) - Diff_RM_1 \cdot In_s \cdot (1 + 2 + \dots + k) = (HTHD + 1) - Diff_RM_1 \cdot In_s \cdot \frac{k \cdot (k+1)}{2} \dots (2')$$

From the Condition to avoid underflow, $Q_{min} \geq 1$,

$$(HTHD + 1) - Diff_RM_1 \cdot In_s \cdot \frac{k \cdot (k+1)}{2} \geq 1.$$

Therefore

$$k = 0, 1, \dots, (int) \frac{-1 + \sqrt{1 + \frac{8 \cdot HTHD}{Diff_RM_1 \cdot In_s}}}{2}$$

그림 7 핸드오프 후 언더플로우가 발생하지 않을 k값

11) EDMRCA의 경우, 추정된 대역폭 공평분배량과 큐길이의 함수의 곱으로 계산되며 자세한 사항은 4.1절이나 [8]을 참고하기 바람.

을 수식적으로 구하는 과정을 보이고 있다. $G_{i,min}$ 의 값이 1 이상이라는 조건을 이용해 k 값을 구할 수 있다. $Diff_RM_i, 1 \leq i \leq k$ 중 $Diff_RM_1$ 이 가장 큰 값을 가지므로 식(1)로 부터 식(2)의 관계식을 구할 수 있다. 따라서 (2)로 구한 k 값이 언더플로우를 방지할 수 있다. 여기서 $Diff_RM_1$ 은 NRM을 기본 ABR 제어 방식으로 제어가 넘어가는 시점에서의 전송자 전송률(혹은 $SR - k \cdot In_s$)로 나눈 값이 된다.

3.2.2 언더플로우를 유발시키지 않는 TargetQ 값

핸드오프시 ER값을 정할 때 사용하는 TargetQ값이 작으면, 3.2.1절에서 구한 언더플로우가 나지 않는 k 값을 사용하더라도 언더플로우가 날 수 있다. 이 절에서는 핸드오프 후 언더플로우가 나지 않도록 하는 TargetQ 값을 구한다. 그림 8은 핸드오프완료 후 예상되는 new AP의 큐길이(Queue Length) 변화와 무선링크 전송률(SR)에서 전송자의 전송률(ACR)을 뺀 양(ΔBW)을 보여주고 있다. 여기서는 편의상 ΔBW 를 선형함수로 표시하였다. 그림 8에서 핸드오프 직후, new AP의 큐의 크기는 TargetQ이며(여기서 TargetQ는 HTHD보다 크다고 가정), BW_Diff는 핸드오프 직후 무선링크 전송률(SR)에서 전송자의 전송률(ACR_{HO})을 뺀 양을 나타낸다.

ΔBW 와 큐의 크기는 제안된 핸드오프 후 ABR 제어 방식과 기본 ABR 제어 방식에 의해서 계속해서 그림과 같이 감소하게 된다. 핸드오프 후 기본 ABR 전송률 제어 방식으로 제어가 넘어가지 전까지 적용되는 ABR 전송률 제어방안에 의하면 ΔBW 가 $k \cdot In_s$ 이상인 경우에는 BRM셀이 전송될 때마다 전송자의 전송률을 In_s 만큼 증가시킨다. 그러나 그 차이가 $k \cdot In_s$ 보다 작아지면 다음 BRM셀이 도착할 때 예상되는 new AP의 큐 길이가 HTHD(높은 임계치)보다 크면 전송자의 전송률을 In_s 만큼 증가시키지 않고 new AP의 큐 길이가 HTHD보다 작아질 때까지 전송자의 전송률을 고정시킨다. 이는 new AP의 큐 길이가 HTHD보다 큰 상태에서 기본 ABR 제어방식으로 제어가 넘어가면 전송자 전송률을 줄이게 되기 때문에 이를 방지하기 위한 것이다. 그러나 이러한 경우가 발생하는 것은 매우 드물다. 이는 핸드오프 기간 중에는 new AP의 큐 길이가 TargetQ를 넘지 않도록 하기 위하여 전송자 전송률이 매우 많이 줄어있기 때문에 핸드오프 직후에는 ΔBW 가 상당히 크며 new AP의 큐 길이가 급속도로 줄어드는 경향이 있기 때문이다. 따라서 그림 8에서는 BRM셀이 전송될 때마다 ΔBW 가 지속적으로 감소되는 것으로 가정하였다.

그림에서 큐의 길이가 0이 되는 시간을 t_1 , 전송률의 차이가 0이 되는 시간을 t_2 라고 하자. 만약 그림 8과 같

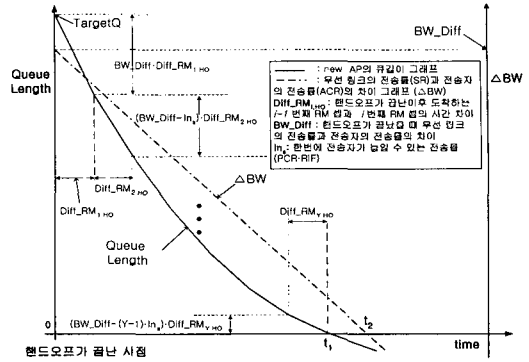


그림 8 핸드오프완료 후 예상되는 큐길이 변화량과 무선링크 전송률과 전송자 전송률의 차이

이 t_1 이 t_2 보다 빨리 일어난다면, 언더플로우가 발생하게 된다. 따라서 언더플로우를 방지하기 위해서는 t_2 가 t_1 보다 빨리 발생해야 한다($t_2 \leq t_1$). 핸드오프가 끝난 시점 이후 BRM셀이 지나간 수를 Y 라고 하자. (여기서는 핸드오프완료 시점으로 부터 $Diff_RM_{1,HO}$ 이후에 첫번째 BRM셀이 도착한다고 가정함.) 핸드오프 후 BRM셀이 도착할 때 마다 ΔBW 가 In_s 만큼 줄어들게 되므로 ΔBW 가 0이 되려면 $N = [BW_Diff/In_s]$ 만큼의 BRM셀이 지나가야 한다. 편의상 언더플로우를 피할 조건으로 절대적 시간인 t_1 과 t_2 를 사용하는 것이 아니라, BRM셀이 지나간 수를 사용한다.

그림 9는 핸드오프 후 new AP의 큐길이가 0이 되는 Y값을 찾는 과정을 보이고 있다. $i-1$ 번째 BRM셀이 지나간 이후부터 i 번째 BRM셀이 new AP에 도착할 때까

$$Q_Y = TargetQ - (BW_Diff * Diff_RM_{1,HO} + (BW_Diff - In_s) * Diff_RM_{2,HO} + (BW_Diff - 2 * In_s) * Diff_RM_{3,HO} + \dots + (BW_Diff - (Y-1) * In_s) * Diff_RM_{Y,HO})$$

$$Q_Y \geq TargetQ - Diff_RM_{1,HO} (BW_Diff * Y - In_s * (1+2+\dots+(Y-1))) = TargetQ - Diff_RM_{1,HO} (\frac{1}{2} In_s Y^2 + (BW_Diff + \frac{1}{2} In_s) Y)$$

$$From Y^2 - D * Y + \frac{2 * TargetQ}{In_s * Diff_RM_{1,HO}} = 0,$$

$$Y' = \frac{D - \sqrt{D^2 - \frac{8 * TargetQ}{In_s * Diff_RM_{1,HO}}}}{2},$$

$$where D = \frac{2 * BW_Diff + In_s}{In_s}$$

그림 9 핸드오프완료 후 new AP의 큐길이가 0이 되는 Y 값

지 감소하는 큐의 크기는 $(BW_Diff - (i-1) \cdot In_s) \cdot Diff_RM_{i,HO}$ 이다. 따라서 Y번째 BRM셀이 지난 직후 큐의 크기는 $TargetQ - \{(BW_Diff \cdot Diff_RM_{1,HO} + (BW_Diff - In_s) \cdot Diff_RM_{2,HO} + \dots + (BW_Diff - (Y-1) \cdot In_s) \cdot Diff_RM_{Y,HO})\}$ 가 된다. 그림 9에서 Q_Y 는 Y번째 BRM셀이 도착한 직후 예상되는 큐의 크기이다. $Diff_RM_{i,HO}$ 의 실제 값은 $NRM/(ACR_{HO} + (i-1) \cdot In_s)$ 이지만 $Diff_RM_{i,HO}$ 중 가장 큰 값인 $Diff_RM_{1,HO}$ (즉, NRM/ACR_{HO})을 대표값으로 사용했다. $Diff_RM_{1,HO}$ 을 대표값으로 사용함으로써 큐길이가 0이 되는 시간인 t_i 은 큐길이가 실제로 0이 되는 시간보다 빨라지지만 언더플로우를 방지할 가능성을 보다 높혀주게 된다.

그림 9에서 구한 Y^* 와 핸드오프 이후 언더플로우를 방지하기 위한 조건인 $Y^* \geq N$ 을 이용하여 언더플로우가 발생되지 않도록 핸드오프 기간 동안 사용될 전송자의 전송률(ACR_{HO}^*)과 $TargetQ$ 값을 그림 10과 같이 구할 수 있다. 즉, $TargetQ$ 는 $Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT + ACR_{HO}^* \cdot (H_d - RTT)$ 이 된다.

$$\text{From } Y^* \geq \frac{BW_Diff}{In_s},$$

$$D - \sqrt{D^2 - \frac{8 \cdot TargetQ}{In_s \cdot Diff_RM_{1,HO}}} \geq \frac{BW_Diff}{In_s},$$

where $D = \frac{2 \cdot BW_Diff + In_s}{In_s},$

$TargetQ = Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT + ACR_{HO}^* \cdot (H_d - RTT),$
and $BW_Diff = SR - ACR_{HO}^*.$

Then, the above equation can be rewritten as follows :

$$A \cdot ACR_{HO}^{*2} + B \cdot ACR_{HO}^* + C \leq 0,$$

where $A = 1 - \frac{2}{NRM} In_s \cdot (H_d - RTT),$

$$B = -2 \cdot SR - In_s - \frac{2 \cdot In_s}{NRM} (Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT),$$

and $C = SR^2 + In_s \cdot SR.$

Then,

$$\text{For } A > 0, \frac{-B - \sqrt{B^2 - 4AC}}{2A} \leq ACR_{HO}^* \leq \frac{-B + \sqrt{B^2 - 4AC}}{2A}.$$

$$\text{For } A < 0, ACR_{HO}^* \geq \frac{B + \sqrt{B^2 - 4AC}}{-2A}.$$

$$\text{For the chosen } ACR_{HO, \min}^* = \frac{-B - \sqrt{B^2 - 4AC}}{2A}$$

$$TargetQ^* = Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT + ACR_{HO, \min}^* \cdot (H_d - RTT).$$

ACR_{HO}^* : 언더플로우가 발생되지 않도록 하기 위해 핸드오프 기간 동안 사용되는 전송자 전송률

그림 10 언더플로우를 유발시키지 않는 $TargetQ$ 값

3.3 핸드오프 이후 무선링크의 대역폭이 변할 때의 전송자 전송률의 결정

핸드오프 도중에 전송자가 사용할 전송률을 결정하기 위해 제시된 방안(그림 4 참조)은 핸드오프 전과 후의 무선링크의 대역폭에 변화가 없다는 가정 하에서 제안된 것이다. 이 절에서는 핸드오프시 대역폭이 변하는 상황을 고려한다.

사용할 수 있는 대역폭이 낮은 쪽에서 높은 쪽으로 옮겨갈 경우에는 대역폭에 변화가 없는 경우와 비교하여 오버플로우에 대한 염려가 줄어들기 때문에 그림 4에서 제안한 방식을 이용해 구한 ER값을 사용하더라도 핸드오프 후 new AP의 큐크기가 $TargetQ$ 이하가 되도록 제어할 수 있다. 반대로 대역폭이 높은 쪽에서 낮은 쪽으로 옮겨갈 경우를 생각해 보자. 무선링크의 전송률이 그림 4에서 제시된 방식을 이용하여 구한 ER값보다 크면 $TargetQ$ 이하로 될 수 있지만, 그 반대의 경우에는 핸드오프 후 전송자의 전송률보다 무선링크의 전송률이 더 작기 때문에 new AP의 큐길이는 $TargetQ$ 보다 커지게 된다. 따라서 그림 4에서 제시된 방식을 이용하여 구한 ER 값보다 new AP의 무선링크의 전송률(SR: ServiceRate)이 낮을 경우에는 new AP의 무선링크 전송률을 핸드오프 도중에 전송자가 사용할 전송률로 사용한다. 이 경우 핸드오프 직후 new AP의 큐는 $TargetQ$ 이하가 되고, 그 후 큐는 계속 감소하게 된다. 그림 11은 핸드오프시 new AP의 무선링크 대역폭을 고려하여 전송자의 전송률을 결정하는 방식을 보이고 있다.

$$\text{if } (Q_{size} < (Q_{old,HO} + ACR_{BHO} \cdot RTT + MCR \cdot (H_d - RTT)))$$

$$ER = MCR$$

else

$$ER = \text{Max}\{MCR, \text{Min}(SR, \frac{TargetQ - Q_{old,HO} - ACR_{BHO} \cdot RTT}{H_d - RTT})\}$$

그림 11 핸드오프 기간동안 전송자가 사용할 전송률 (핸드오프 후의 무선링크대역폭을 고려한 경우)

4. 모의실험 및 분석

4.1 모의실험 모델

모의실험을 위해 무선링크의 채널모델로 FSRCM (Finite State Radio Channel Model)을 사용한다. 이 모델은 ACTS(Advanced Communications Technologies and Services in Europe) 프로젝트의 일환으로 수행된 Magic WAND(Wireless ATM Network Demonstrator)

에 사용되는 무선채널을 모델링하는 데 사용되고 있으며[13, 14] 5.2 GHz의 주파수대를 사용하여 20 Mbps의 대역폭을 지원한다. 무선채널은 그림 12와 같이 16개의 상태($S_i, i = 0, 1, \dots, 15$)로 표현된다. 한 상태에 머무르는 시간은 차수 2, 평균 13 ms의 Erlang분포를 따르며 평균 SNR(signal-to-noise ratio)값에 따라 다른 CER(cell error rate)을 갖는다.

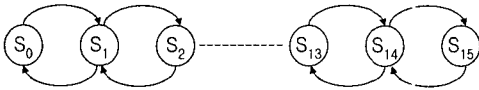


그림 12 상태 전이도

본 논문에서 사용하는 CER은 크기가 54 바이트인 Magic WAND의 무선셀을 기준으로 한 것이며, 모의실험에서는 평균 SNR값이 34dB인 채널모델을 사용하였으며 각 상태에서의 CER값을 표 1에서 나타내었다.

표 1 평균 SNR이 34 dB일 때 FSRM에서의 CER

State	CER	State	CER
0	0.62	8	0.001
1	0.44	9	0.0001
2	0.25	10	0.00001
3	0.14	11	0.000001
4	0.065	12	0.0000007
5	0.041	13	0.00000001
6	0.020	14	0.000000001
7	0.007	15	0.0000000001

무선채널의 오류특성과 핸드오프가 AP의 큐길이에 미치는 영향을 알아보기 위해 유선구간에서는 병목현상이 없으며 전송자는 자신에게 주어진 ACR로 항상 셀을 생성할 수 있는 것(greedy source)으로 가정하였다. 본 논문에서 사용하는 실험모델에서는 그림 13과 같이 19개의 ABR 연결을 설정하였으며 무선단말 $MT_i (i = 0, \dots, 18)$ 는 전송자 $SRC_i (i = 0, 1, \dots, 18)$ 의 수신자가 된다. 각 무선단말은 무선채널모델인 FSRM에 의해 연결되어 있다. FSRM은 각 상태에 설정된 CER값을 바탕으로 셀을 잃어버리며 만약 셀 전송 중 셀손실이 발생하면 AP와 MT상의 DLC계층은 손실된 셀을 복구하기 위해 재전송을 수행한다. AP 내의 스케줄러는 모든 연결에 대해 라운드-로빈 형태로 셀전송 기회를 부여한다. MT_0 는 모의실험 시작 시점으로부터 2.5 초 후

에 old AP에서 new AP로 옮겨가면서 핸드오프가 발생된다. 전송자와 AP 간의 RTT는 1 ms이다. 4.2.3절에서는 1 ms 보다 큰 RTT에 대해서 실험한 결과를 설명한다.

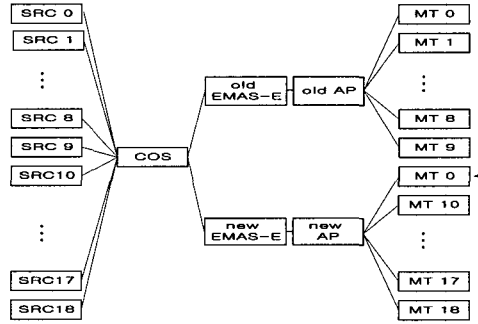


그림 13 모의실험 모델

본 모의실험에서는 기본 ABR 전송률 흐름제어 방식으로 EDMRCA[8]를 선정하여 이에 본 연구에서 제안하는 AP 큐의 제어방안을 적용하였다. EDMRCA의 근원이 되는 DMRCA[7]는 공유 FIFO 큐잉방식을 사용하는 방식 중에서 대역폭 공평분배 면에서나 버퍼 요구량 면에서 가장 훌륭한 성능을 나타내고 있다. 그리고 EDMRCA는 DMRCA를 기반으로 하되 하나의 연결에 하나의 큐를 두는 Per-VC Queueing을 적용하고 있으며 이는 무선망에서와 같이 ABR 각 연결별로 핸드오프가 요구되는 경우에 필수적인 기능이다.

Relative-rate(RR) 마킹방식을 사용하는 EDMRCA는 보통수준의 혼잡인 경우에는 RM셀의 CI 비트만 1로 만들며 심한 혼잡인 경우에는 ER필드만을 이용한다. 이 방식은 CI 비트를 1로 만들지 여부를 결정하는 마킹 임계치(marking threshold)로 공평분배량의 근사치(A_MAX)를 사용한다. 여기서 A_MAX 는 모든 ABR 연결의 전송률 중 최대값을 가중중적평균한 값(moving exponential weighted average)이며 공평분배량보다 항상 어느 정도 높은 값을 가진다. EDMRCA는 EQT와 EDQT(EQT보다 큼), 두개의 임계값을 가지며 큐의 길이가 EQT보다 작을 때는 RM 셀의 CI를 변경시키지 않아 ACR이 증가될 수 있도록 하고 EDQT보다 클 때는 CI를 1로 바꾸고 ER값을 $A_MAX \cdot MRF$ 로 변경함으로써 ACR이 줄어들도록 한다. 큐의 길이가 EQT와 EDQT 사이일 경우 A_MAX 에 큐의 길이에 반비례하는 0과 1사이의 함수(F_n)를 곱하여 RM셀의 CCR과 비교한다. 만약 비교하는 값이 CCR보다 작으면 CI를 1로

바꾸고 그렇지 않다면 CI를 그대로 둔다. 여기서 F_n 을 사용하는 것은 공평분배량 보다 높은 값을 가지는 A_{MAX} 를 보완하기 위한 것이며 EDMRCA는 일차원의 단순한 F_n 함수에 대해서도 잘 작동함이 밝혀져 있다[7, 8]. EDMRCA에 대한 보다 자세한 사항은 [8]을 참조하기 바란다.

모의실험에서 각 ABR연결의 PCR은 6 Mbps, MCR은 0 Mbp이며 32개의 데이터셀이 생성될 때 마다 RM셀이 생성되도록 하였다($NRM = 32$). 기본 ABR 전송률 제어 알고리즘인 EDMRCA에는 다음과 같은 매개변수 값들이 사용되었다: $RIF = 1/128$, $RDF = 1/16$, $MRF = 7/8$, $F_n(x) = 1-x/1000$, $EQT = 10$, $EDQT = 50$. 무선링크는 10 Mbps의 대역폭을 가지고 있으며 각 ABR 연결은 이 대역폭을 공평하게 할당받도록 하였다. 핸드오프기간(H_d)은 100 msec로 가정하였다.

4.2 모의실험 결과 및 분석

우선 핸드오프 전과 핸드오프 후의 무선링크 대역폭에 변화가 없는 경우에 대한 모의실험 결과를 보인다. 그림 14는 핸드오프시 아무런 제어를 하지 않을 때 MT_0 와 연결된 AP의 큐길이(QL_0)와 전송자 전송률(ABR rate) 변화를 나타내고 있다. 2.5초에 핸드오프가 발생하였으므로 2.5초 이전은 old AP의 큐길이 변화를, 2.5초 이후는 new AP의 큐길이 변화를 나타낸다. 큐의 최대 길이는 270이며, 언더플로우가 발생하는 기간도 존재함을 알 수 있다. 이는 핸드오프 이후 큐가 정상 상태보다 상당히 커졌기 때문에 EDMRCA에서는 계속해서 전송자의 전송률을 줄이도록 BRM셀을 통해 혼잡 상태를 전송자에게 알리기 때문이다.

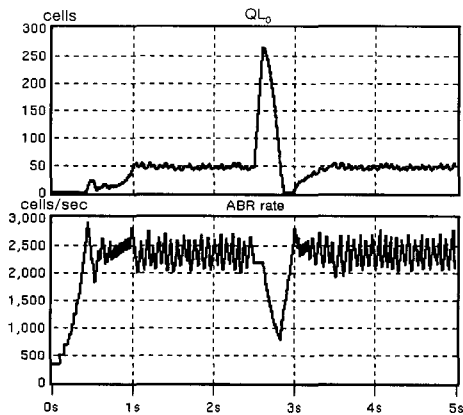


그림 14 핸드오프 동안 제어를 하지 않는 경우의 큐 길이와 전송률 변화량

그림 15는 TargetQ를 270보다 작은 200으로 설정하여 핸드오프 동안에 오버플로우 제어기능만을 적용한 결과이다. 그림에서 알 수 있듯이 오버플로우 제어기능에 의해 핸드오프가 끝나는 시점에서 큐길이를 TargetQ값인 200 이하로 제어하고 있으나 언더플로우 현상이 발생하고 있다.

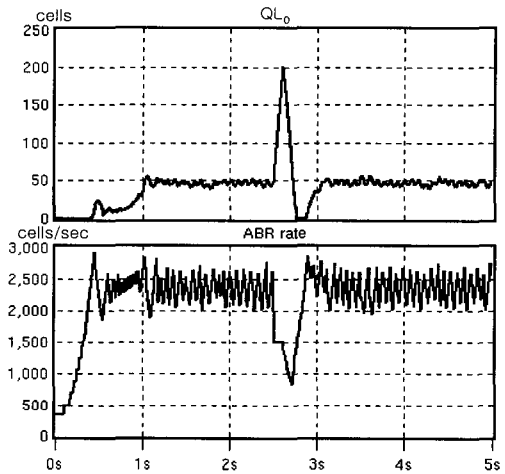


그림 15 핸드오프시 오버플로우 콘트롤만 적용할 때 큐길이와 전송률 변화량

언더플로우를 방지하기 위해 본 연구에서 제안한 방식을 이용하여 구한 k 값은 4 이하이며 그림 16은 k 값

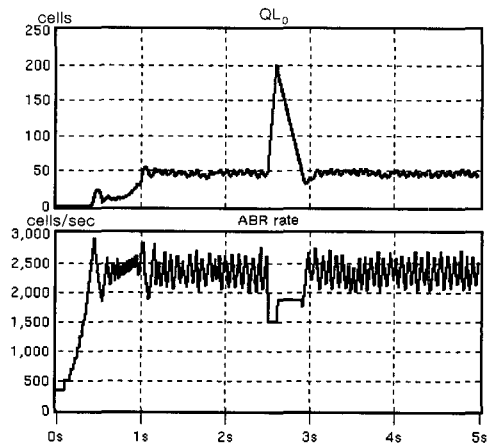


그림 16 핸드오프시 오버플로우와 언더플로우 제어를 함께 수행할 때의 큐길이와 전송률 변화 (TargetQ = 200, $k = 4$)

이 4인 경우에 대해 오버플로우 제어와 언더플로우 제어를 함께 적용한 결과를 보여주고 있다. 핸드오프가 끝난 지점에서 큐길이는 TargetQ값인 200이 되도록 제어할 수 있으며, 핸드오프가 끝난 이후에는 ELMRCA로 제어를 곧바로 넘기지 않고 전송자의 전송률을 늘림으로써 언더플로우를 방지할 수 있음을 알 수 있다.

여기에서 보이는 않았지만 k 값이 크면 클수록 EDMRCA로 제어가 넘어가는 시간은 짧아지고, 큐가 정상상태로 가는 시간도 짧아짐을 모의실험을 통해 확인하였다. k 값이 크다는 것은 핸드오프완료 시점에서 무선링크의 전송률과 전송자의 전송률의 차이가 커서 큐길이가 그 만큼 빨리 줄어든다는 의미이다.

TargetQ가 150일 때 핸드오프 후 언더플로우를 방지하기 위해 구한 k 값은 2, 3, 4이며 이 경우에도 핸드오프가 끝난 시점에서 큐길이는 TargetQ값인 150이 되도록 제어할 수 있으며, 핸드오프가 끝난 이후에는 언더플로우가 발생하지 않음을 확인하였다. TargetQ가 100일 때는 ER값이 482 cells/sec이고 무선링크의 전송률은 2350 cells/sec이다. 따라서 그 차이가 너무 커서, 핸드오프 이후 전송자의 전송률을 계속 늘리더라도 언더플로우를 피할 수 없었다. 그림 17은 언더플로우를 방지하기 위해 그림 10에서 보인 방식을 이용하여 구한 최소 TargetQ값과 모의실험을 통해 확인한 언더플로우를 피할 수 있는 최소 TargetQ값을 보이고 있다. 이 두 값간에 차이가 있는 것은 그림 9에서 핸드오프완료 후 new AP의 큐길이가 0이 되는 Y값을 계산할 때 상한치를 사용하였기 때문이며 따라서 본 연구에서 제안된 방식을 통해 구한 TargetQ값이 언더플로우를 방지함을 확인할 수 있다.

RTT 값을 각각 10 ms와 30 ms 정도로 미우 큰 경우에 대한 실험을 통하여 RTT의 변화에 관계없이 제

안한 알고리즘이 핸드오프에 의한 new AP 큐에서의 오버플로우와 언더플로우를 방지함을 확인하였다. 핸드오프 전과 후의 무선링크의 대역폭에 변화가 있을 경우에 대한 실험을 통해 제안된 방안을 적용함으로써 new AP 버퍼 오버플로우와 언더플로우를 방지할 수 있음을 확인하였다.

5. 결론

무선 ATM망에서는 핸드오프시 핸드오프 지연시간으로 인해 새로이 옮겨갈 AP에서 큐 오버플로우와 언더플로우가 발생할 수 있으며 이는 서비스의 품질에 많은 영향을 미칠 수 있다. 본 연구에서는 무선링크의 효율성이나 전송자의 전송능력을 떨어뜨리는 이러한 현상을 방지하는 방안을 제시하였다. 버퍼 오버플로우가 발생하지 않도록 AP에서 BRM셀을 생성하여 핸드오프 기간 동안 적용할 전송자 전송률을 정하는 방안, 핸드오프 완료 후 언더플로우가 발생하지 않도록 전송자의 전송률을 조정하는 방안과 이를 위해 요구되는 최소한의 버퍼 크기를 정하는 방안을 제시하였으며 버퍼 오버플로우와 언더플로우가 방지됨을 모의실험을 통해 확인하였다.

본 연구에서 제시되는 방안은 기본 ABR 전송률 제어 방식에 대해 혼잡 상황 여부를 결정하기 위해 임계치를 사용하는 이진 피드백 방식을 사용하는 것 이외에는 특이한 조건을 요구하지 않기 때문에 기존의 ABR 전송률 제어 방식을 사용하는 무선 ATM망에 용이하게 적용할 수 있을 것이다. 본 연구에서는 다루지 않았으나 제안하는 방안의 적용을 위해서는 무선링크의 대역폭, 핸드오프 지연시간, RTT 값을 적절히 예측하는 능력이 필요하다.

참고 문헌

- [1] J. Meierhofer and U. Bernhard, "Link Quality Control for Wireless ATM Networks," *Proc. of ICC'99*, Jun. 1999.
- [2] R. Raychaudhuri, et al. "WATMnet : A Prototype Wireless ATM System for Multimedia Personal Communication," *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, Vol 15, No.1, Jan. 1997.
- [3] 이경주, 민구, 최명환, "무선 ATM망에서 무선채널의 특성을 고려한 ABR 전송률 제어 방안," *한국정보과학회논문지: 정보통신*, 제27권, 제2호, 2000년 6월.
- [4] ATM Forum, Traffic Management Specification Version 4.1, available at <ftp://ftp.atmforum.com/pub/approved-spec/af-tm-012.000.pdf> Mar. 1999.
- [5] R. Jain et al., "ERICA Switch Algorithm : A Complete Description," ATM Forum Contribution 96-1172.

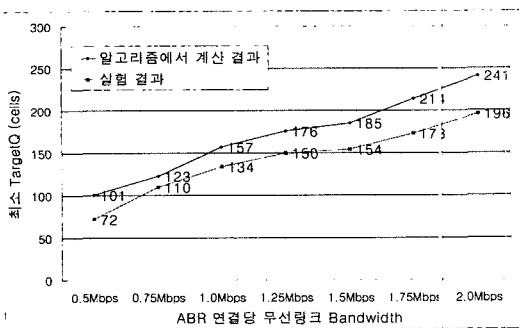


그림 17 각 ABR연결에 할당되는 무선링크 대역폭에 따른 언더플로우가 나지 않을 최소 큐길이

- [6] A. Arulambalam, X. Chen, and N. Ansari, "Allocating Fair Rates for Available Bit Rate Service in ATM Networks," *IEEE Communications Magazine*, Nov. 1996.
- [7] F. Chiuissi, Y. Xia, V. P. Kumar, "Dynamic Max Rate Control Algorithm for Available Bit Rate Service in ATM Networks," *Proc. of GLOBECOM'96*, Nov. 1996.
- [8] F. Chiuissi, Y. T. Wang, "An ABR Rate-Based Congestion Control Algorithm for ATM Switches with Per-VC Queueing," *Proc. of GLOBECOM'97*, Nov. 1997.
- [9] ATM Forum, Draft Baseline Text for Wireless ATM Capability Set 1 Specification, BTD-WATM-01.10, Dec. 1998.
- [10] M. Ajmone Marsan, C. F. Chiasserini, A. Fumagalli, R. Lo.Cigno, M. Munafo, "Buffer requirements for loss-free handovers in wireless ATM Networks," *Proc. of IEEE ATM '97*, 1997.
- [11] M. Ajmone Marsan, C. F. Chiasserini, A. Fumagalli, "Optimal Dimensioning of Handover Buffers in Wireless ATM Networks," *Proc. of the IEEE 1998 International Conference on Universal Personal Communications*, 1998.
- [12] R. Ramjee, La Porta TF, Kurose J, Towsley D, "Performance evaluation of connection rerouting schemes for ATM-based wireless networks," *IEEE/ACM Transactions on Networking*, Jun 1998.
- [13] Magic WAND, "Wireless ATM Network Demonstrator," available at <http://www.tik.ee.ethz.ch/~wand/>
- [14] J. Meierhofer, "Data Link Control for Indoor Wireless ATM Networks," *Wireless 98*, Jul. 1998.



오 정 기

1986년 8월 서강대학교 졸업(학사). 1995년 8월 노스캐롤라이나 대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 1997년 8월 펜실베이니아 대학교 컴퓨터학과 졸업(석사). 1998년 9월 ~ 현재 서강대학교 컴퓨터학과 박사 과정 재학중. 1984년 ~ 1988년 클라우드(주) 시스템엔지니어. 1989년 ~ 1991년 인포시스(주) 및 게이트웨이(주) 대표이사 겸직. 1998년 ~ 2000년 극동대학교 전산정보학부 전임강사 및 전자계산소장. 2001년 2월 ~ 현재 ENtoB.com 전략기획실장



박 상 준

1999년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 2001년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(석사). 2001년 2월 ~ 현재 삼성전자 전자 정보통신 총괄 근무



최 명 환

1978년 서울대학교 전기공학과 졸업(학사). 1980년 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 졸업(석사). 1989년 University of Massachusetts, Amherst 전기 및 컴퓨터공학과 졸업(박사). 1989년 ~ 1991년 미국 Integrated Network Corp. 연구원. 1980년 ~ 1984년, 1991년 ~ 1993년 삼성전자 수석연구원. 1993년 9월 ~ 현재 서강대학교 컴퓨터학과 부교수. 관심분야는 네트워크 및 이동통신망 성능분석



하 인 대

1997년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(학사). 2000년 2월 서강대학교 컴퓨터학과 졸업(석사). 1997년 ~ 1998년 현대전자 정보통신연구소 연구원. 2000년 3월 ~ 현재 삼성전자 네트워크 사업부 근무