論文97-34S-10-2

ATM 기반 개인 휴대 통신망에서의 핸드오프를 위한 흐름 제어 방안

(A Flow Control Scheme for Handoff on ATM-based PCN)

沈 哉 廷 *, 姜 景 薰 **, 張 景 訓 *, 金 悳 鎭 *

(Jaejeong Shim, Kyeonghoon Kang, Kyunghun Jang, and Duckjin Kim)

요 약

차세대 개인휴대통신망(PCN:Personal Communication Networks)은 ATM 기반의 광대역 ISDN망으로 구성될 것이다. 하지만, 고정망에서의 서비스에서와는 달리 PCS와 같은 무선통신 서비스에서는 단말의 이동성으로 인해서 셀 라우팅 경로의 잦은 변경과 무선 인터페이스의 특성상 발생하는 전송 시의 상대적으로 대단히 큰 에러율과 같은 문제점들을 수반하게 된다. 특히, 핸드오프로 인한 셀 라우팅 경로의 변경은 순간적인 서비스 품질의 저하를 가져오게 된다. 본 논문에서는 개인이동통신망에서 일어날 수 있는 여러 가지 핸드오프 시나리오를 분석하고 각각에 대해 그 신호 절차를 제안하였으며 페트리 네트를 사용하여 이를 모델링하고 검증하였다. 그리고, 핸드오프 동안의 셀지연이나 셀손실을 최소화하기 위한 방안으로서 일반 큐와 핸드오프 큐의 구분과 이들간의 흐름 제어로 요약되는, 핸드오프 시의 셀 흐름제어 방안을 제안하였다. 본 논문에서는 제안된 흐름제어 방안의 성능을 평가하기 위하여 수학적인 접근과, 그리고 SLAM을 이용한 시뮬레이션의 두 가지 접근 방법을 사용하였다.

Abstract

Personal Communication Networks will be composed of ATM-based broadband ISDN in the future. However, unlike the wired networks, many challenges will arise in the wireless communication services such as PCS. These challenges are frequent alteration of cell routing path, relatively very high error rate at transmission over the wireless interface, etc. Particularly, the alteration of cell routing path caused by handoff makes temporary deterioration of QoS. In this paper, the signaling flows of handoff scenarios which may occur on Personal Communication Networks are presented, and verified by Petri-Net toolkit. In addition, the cell flow control scheme which minimizes the lagging gap between cells and maintains the cell sequence during handoff is proposed. The proposed scheme can be summarized as the differentiation of normal queue and handoff queue, and the cell flow control between these queues. For verification of the proposed scheme, we used two approaches, which are mathematical manipulation and SLAM simulation.

* 正會員, 高麗大學校 電子工學科

(B-ISDN Lab., Korea Univ.)

** 正會員, 韓國電子通信研究院 交換技術研究團

(Mobile Switching Sec., Switching Technology Division, ETRI,)

接受日字: 1997年5月27日, 수정완료일: 1997年9月20日

I. 서 론

ATM은 앞으로의 광대역 네트워킹을 위한 표준으로 자리잡아 가고 있으므로, 따라서 포터블 무선 플랫폼으로 ATM 성능의 확장을 고려하는 것이 현실적으로 적절하다고 생각된다. 즉, ATM망은 고정 단말 시스템이 붙어 있는 표준 ATM 스위치들의 연결로부터, 미래의 무선 ATM 터미널, PCS/Cellular 터미널, 무선 LAN 터미널 등과 연결되는 무선 포트를 가진

Mobility-enabled ATM 스위치들의 연결로 발전되고 있는 것이다. 이러한 망구조를 기반으로 앞으로는 다양한 멀티미디어 서비스를 이동통신망에서 제공할 수 있을 것으로 기대된다.

이와 관련하여, 현재 ATM FORUM에서는 ATM 근간망에서 이동성을 지원하면서 이동가입자에게 보다 높은 품질의 서비스를 제공하고자 ATM을 기반으로 하는 PCN에 대한 연구가 시작되고 있다. 특히 무선 ATM 및 Mobility-enabled ATM과 같은 새로운 망요소에 대한 연구가 활발히 진행되고 있다[1].

차세대 개인휴대통신망(PCN : Personal Communication Networks)은 이러한 ATM 기반의 광대역 ISDN망으로 구성될 것이다[2]. 이는, PCN에서의 MSC(Mobile Switching Center), RPC(Radio Port Controller), RP(Radio Port)등과 같은 망요소들이 모두 ATM 교환기능을 가지는 방향으로 발전됨을 의미한다. 특히, RP는 PCS의 궁극적인 목표라 할 수 있는 무선 멀티미디어 서비스를 제공하기 위해 마이크로셀/피코셀 환경에서 신뢰성 있는 데이터 전송을 위한 고속 무선 모뎀 기능을 가지게 된다. 이렇게 무선 접속 유닛을 가진 ATM 교환기를 WATM(Wireless ATM) 교환기라 한다. 개인휴대통신망에서의 WATM 교환기는 이동망과 PCS 단말과의 중계 역할을 수행하면서, 사용자 단말을 선(wire)으로부터 자유롭게 하고 이동성과 함께 무선 접속 능력을 제공하게 된다.

이와 같이, ATM이 개인휴대통신 서비스의 궁극적인 목표의 하나라 할 수 있는 다양한 형태의 무선 멀티미디어 서비스를 제공하기에 적합하지만, 고정망에서의 서비스에서와는 달리 PCS와 같은 무선통신 서비스에서는 단말의 이동성으로 인해서 셀 라우팅 경로의 잦은 변경과 무선 인터페이스의 특성상 발생하는 전송시의 상대적으로 대단히 큰 에러율과 같은 문제점들을 수반하게 된다. 앞으로의 개인휴대통신 서비스는 마이크로셀 환경에서 이루어지게 되므로 단말의 이동으로 인한 핸드오프 빈도는 자연히 증가하게 될 것이다[3]. 초기의 PCS 서비스는 현재와 같은 음성 서비스만을 제공하게 되겠지만, PCS의 최종적인 서비스 목표가 음성뿐만 아닌, 데이터, 비디오 등과 같은 멀티미디어 통신을 지향하고 있기 때문에 이러한 서비스를 제공함에 있어 핸드오프로 인한 순간적인 서비스 품질의 저하는 심각한 문제가 될 수 있다.

따라서, 본 논문에서는 향후 개인이동통신망에서의 이러한 문제점들을 해결하기 위한 대안을 제시한다. 이어지는 Ⅱ장에서는 개인이동통신망에서 일어날 수 있는 핸드오프 시나리오를 분석하고 이를 위한 신호절차를 제안하였으며 페트리 네트를 사용하여 이를 모델링하고 검증하였다. 다음으로, Ⅲ장에서는 핸드오프 동안의 셀지연이나 셀손실을 최소화하기 위한 방안으로서 일반 큐와 핸드오프 큐의 구분과 이들간의 흐름제어로 요약되는, 핸드오프 시의 셀 흐름제어 방안을 제안하였다. 그리고, Ⅳ장과 Ⅴ장에서는 Ⅲ장에서 제안한 핸드오프 시의 셀 흐름제어 방안의 성능을 두 가지 접근 방법을 사용하여 평가하였다. 마지막으로 Ⅵ장에서 결론을 맺는다.

Ⅱ. 개인휴대통신망에서의 핸드오프 시나리오 분석 및 이의 신호절차 제안과 검증

핸드오프는 호 진행 중에 이동 단말이 현재의 셀 경계 지역을 벗어나거나 무선 환경이 악화될 때, 현재 서비스를 제공해 주는 기지국으로부터 후보 기지국으로 물리 채널(무선 및 유선 채널)을 변경하여 진행 중인 호의 연속성을 보장해 주기 위해 필요하다. 앞으로의 PCN은 셀 크기가 작은 마이크로셀 환경이므로 단말 이동성(Terminal Mobility)을 지원하기 위한 핸드오프 기능이 현재의 셀룰라 이동 통신 환경에서보다 훨씬 중요하게 될 것이다[3] [4].

핸드오프 제어 방식에는 Network Controlled Handoff (NCHO), Mobile Assisted Handoff (MAHO) 그리고 Mobile Controlled Handoff (MCHO)의 세 가지 유형이 있다. 여기서, 망제어 핸드오프(NCHO)는 기지국을 포함한 망이 단말기로부터의 무선 채널 품질을 관리하는 방식으로서, 무선 채널 품질이 임계치 이하로 떨어져서 단말의 핸드오프가 필요하다고 판단되면 망이 단말로 핸드오프를 지시한다. 다음으로, 단말지원 핸드오프(MAHO) 방식은 현재 단말이 위치하는 셀의 기지국과 그 인접 기지국의 무선 채널 품질을 단말이 측정하여 기지국에게 주기적으로 이를 알려주고, 기지국이 단말의 핸드오프 필요여부를 결정하여 핸드오프가 필요한 경우 단말로 핸드오프를 지시한다. 여기서, 핸드오프 필요여부는 무선 채널 품질, 현재 및 인접 기지국의 트래픽 상태 등을 고

려하여 결정되며, 핸드오프가 필요한 경우 망 노드(기지국이나 기지국 제어기, 또는 MSC)가 핸드오프를 개시한다.

마지막으로 단말제어 핸드오프(MCHO)는 단말이 무선 채널의 품질을 측정하여 핸드오프가 필요하다고 판단되는 경우, 단말이 핸드오프를 시도하여 수행하는 방식으로, 핸드오프 요청 메시지는 후보 기지국으로 직접 전달되는데, 단말이 기지국에게 무선 채널 품질을 알려줄 필요가 없으므로 신호 처리 부하가 줄어들고 핸드오프 처리시간이 다른 방식에 비해 매우 짧다. PCS는 기본적으로 마이크로셀 환경이므로, 핸드오프 영역이 매우 작고 복잡한 도심지에서는 도로 모퉁이와 같은 신호 감쇄가 급격히 일어나는 상황이 자주 일어날 수 있다는 점을 감안할 때, MCHO 방식은 이러한 상황에서 신속하고 신뢰성 있는 핸드오프를 제공하기에 적합하다고 생각된다. 따라서, 본 논문에서의 핸드오프 신호 절차는 기본적으로 MCHO 방식을 사용한다.

1. 핸드오프 시나리오

단말의 이동으로 인한 핸드오프는 크게 교환기내에서의 핸드오프(Intra-Switch Handoff)와 교환기간의 핸드오프(Inter-Switch Handoff)로 구분할 수 있다[5]. 여기서는 먼저 이 두 가지 핸드오프 시나리오를 분석하고 이에 대한 시그널링 절차를 제안한다.

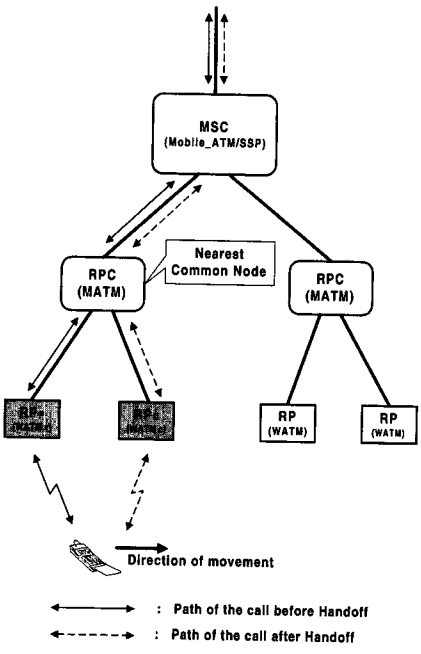
앞으로의 PCN에서는 기지국(RP)이나 기지국 제어기(RPC)가 궁극적으로 ATM 교환기능을 가지는 방향으로 발전될 것이므로, 혼동을 피하기 위하여 이하에서는 '교환기'라는 용어 대신 MSC(Mobile Switching Center)라는 용어를 사용하기로 한다.

그림 1에 핸드오프 시나리오들이 도시되어 있다. 그림에서 시나리오 (a)와 (b)는 교환기내에서의 핸드오프를, 시나리오 (c)는 교환기간의 핸드오프를 나타내고 있다. 이 세 가지 경우의 가장 큰 차이점은 핸드오프 시의 셀 손실과 셀 순서보장을 위한 버퍼링을 수행하는 위치가 다른데 있다. 동일 기지국 제어기내에서의 핸드오프의 경우에는 해당 기지국 제어기에서 QoS 유지를 위한 버퍼링을 수행하게 되고, 기지국 제어기간의 경우에는 그 상위 계층의 MSC에서 버퍼링을 수행한다. 이와 같이, 동일 MSC내에서 핸드오프가 발생할 때에는 MSC, 기지국 제어기, 기지국이라는 계층적인 구조(Hierarchical Structure)로 인해 버퍼링을 수행할 망요소가 쉽게 결정될 수 있다. 고속 핸드오프가 필요한 호의 경우에는 핸드오프 요청을 받은 후 송신(outgoing) 셀들의 버퍼링을 수행할 최근접 공통노드를 결정하는 데 걸리는 지연이 중요한 문제로 대두되는데, 동일 MSC내에서의 핸드오프 시나리오에서는 이러한 문제점이 근본적으로 해결된다. 또한, 동일 MSC내의 핸드오프에서는 MSC간 핸드오프의 경우에 비해 종단 단말과 최근접 공통노드의 물리적인 거리가 짧기 때문에 핸드오프 시에 필요한 버퍼의 용량이 상대적으로 적어도 된다. 시나리오 (c)와 같이, 서로 다른 MSC간에 핸드오프가 일어날 경우에도 버퍼링은 최근접 공통노드에서 수행된다. 하지만, 이 경우의 최근접 공통노드는 연결 종단간의 중간 노드(Transit Node) 중의 하나가 된다. 이 경우에 최근접 공통노드는 망 전체의 토폴로지를 가지고 있는 네트워 메니저(NM:Network Manager)에 의해 결정된다[5][6].

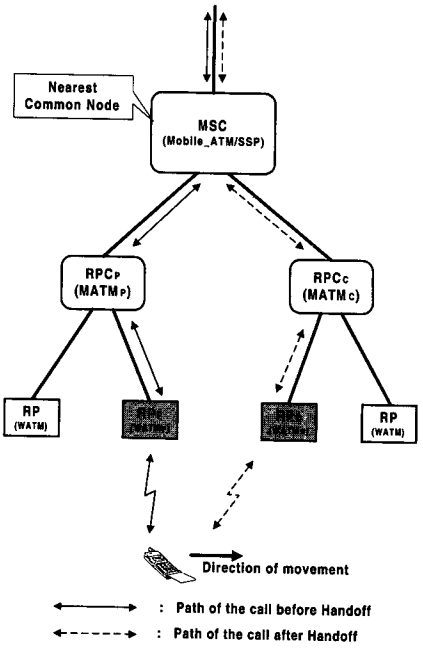
그림 1 (c)에서는 최근접 공통노드가 MSC_P 및 MSC_C와 직접 연결되는 가장 단순한 구조만 나타나 있지만, 실제로는 최근접 공통노드와 MSC_P(또는 MSC_C)간에는 하나 이상의 중간 노드가 존재할 수 있다. 이와 같이 MSC_P(또는 MSC_C)에서 최근접 공통노드 사이에 몇 개의 중간 노드가 있는 경우에는, 단말로 전송되는 Incoming 셀을 버퍼링하는 최근접 공통노드의 역할이 대단히 중요하게 된다. 중간 노드의 수가 많을수록 핸드오프 과정에서의 셀 손실을 막고 셀 순서를 보장하기 위한 버퍼의 용량도 많아지게 되며, 특히 실시간 연결의 경우에 핸드오프하는 동안의 셀 지연은 QoS 유지에 어려움을 주게 된다. 그림 2는 서로 다른 MSC간의 핸드오프 시나리오에 대한 시그널링 절차이다. 이 시그널링 절차는 MCHO(Mobile Controlled HandOff) 방식을 사용하고 있으며, 간단히 정리하면 다음과 같다. 동일 MSC내에서의 핸드오프에 대한 신호 절차도 이와 거의 동일한 형태를 가지게 된다. 그림에서 지연 τ_p는 최근접 공통노드에서 Send_HO_End 메시지를 받은 직후부터 이전 기지국으로의 연결을 해제하기 위해 REL 메시지를 전송하기까지의 시간으로 Ⅳ장에서 자세히 설명한다.

① 단말이 후보 기지국(RP_C)으로 핸드오프를 요청한다.

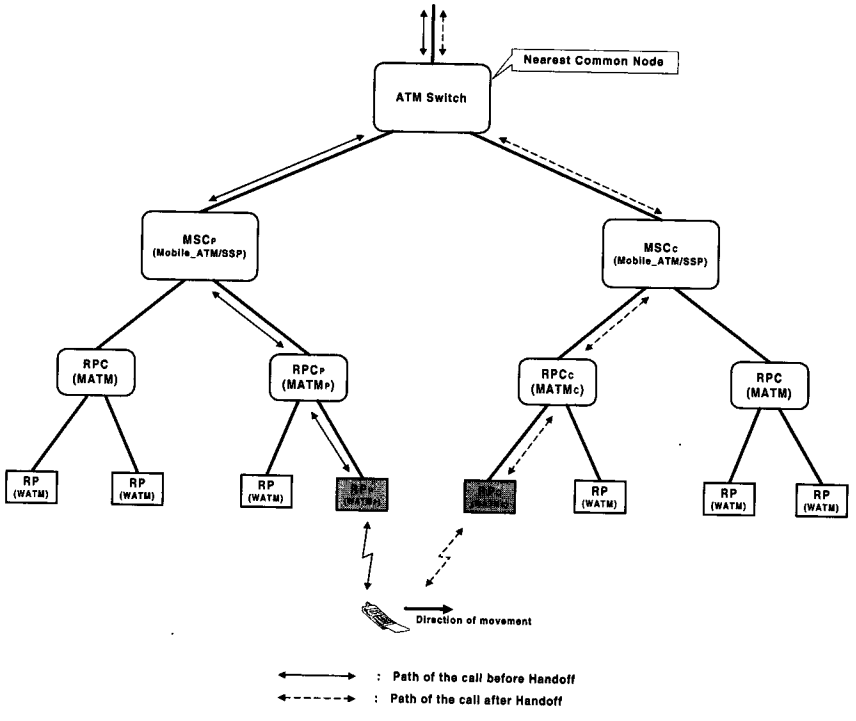
② 후보 기지국은 최근접 공통노드로 연결 설정을 요청한다.



(a) 동일한 RPC내에서의 핸드오프



(b) 서로 다른 RPC간의 핸드오프



(c) 서로 다른 MSC간의 핸드오프

그림 1. 핸드오프 시나리오
Fig. 1. Scenarios of Handoff.

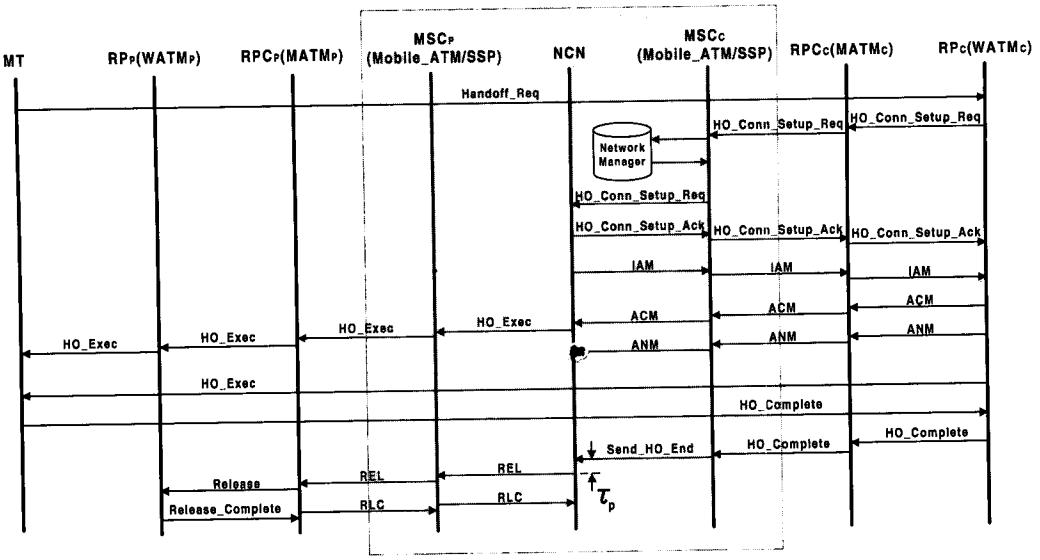


그림 2. 서로 다른 MSC간 핸드오프 시의 시그널링 절차
Fig. 2. Signaling Flow of Inter-MSC Handoff.

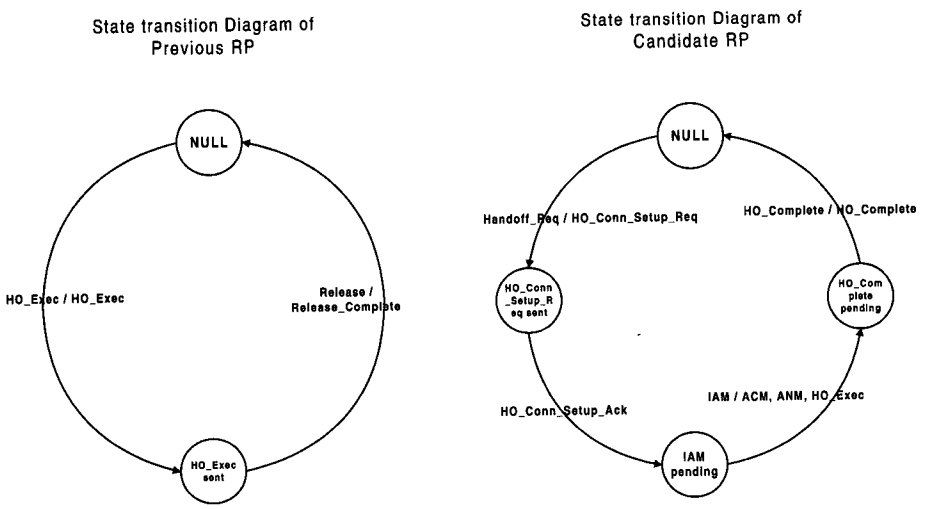


그림 3. 이전 기지국 및 후보 기지국의 상태천이도
Fig. 3. The State Transition diagrams of Previous RP & Candidate RP.

③ 최근접 공통노드는 후보 기지국으로 연결을 설정한다.

④ ANM 메시지를 최근접 공통노드로 송신한 후보 기지국은 단말로 핸드오프를 지시한다.

⑤ 단말로부터 후보기지국으로 전달되는 HO_Complete 메시지가 최근접 공통노드까지 전달된다.

⑥ HO_Complete 메시지를 받은 최근접 공통노드는 이전 기지국으로의 연결을 해제한다.

2. 신호 절차 검증

여기서는 앞에서 제안된 시그널링 절차에 대한 상태천이 절차를 구성하고, 이를 페트리 네트(Petri-Net)[7] [8] [9] [10]를 이용하여 모델링하고 검증한다. 페트리 네트는 병행 처리 시스템의 검증에 널리 사용되고 있으며, 특히 통신 프로토콜의 검증에 적합하다.

그림 2의 시그널링 절차에 의한 이전 기지국 및 후보 기지국의 상태 천이도를 그림 3에 도시하였다. 여

기서 상태는 원으로 표시하며, 상태간의 천이는 직선이나 곡선의 화살표로써 나타낸다. 상태 천이를 나타내는 화살표에는 천이를 일으키는 입력 메시지와 그 결과 발생되는 출력 메시지를 표시하였다.

상태 천이도에서 기본 상태는 <Null> 상태, 즉 핸드오프의 진행이나 요청이 없는 상태이다. 모든 상태 천이도는 이 <Null> 상태에서 시작하며, 핸드오프의 요청(Handoff_Req)을 받으면서 상태 천이를 시작하고 적절한 메시지를 주고받으면서 핸드오프가 진행된다. 핸드오프가 완료되면 다시 <Null> 상태로 천이하여 원래의 상태가 된다.

그림 4에 그림 3의 상태 천이절차에 대한 각각의 페트리 네트 모델을 도시하였다. 페트리 네트는 표지소(Place, ○로 표시함) P, 천이(Transition, -로 표시함) T, 그리고 호(Arc, →로 표시함) A로 나타내어진다. 초기 표지소(⊙)에 있는 검은 점은 토큰(token)을 나타내며, 천이의 점화(firing)를 가능하게 한다. 도시된 모델에서 보는 바와 같이 초기 표지소에서 상태 천이를 시작하여 다시 초기 표지소로 토큰이 순환함을 알 수 있다. 이는 곧 상태의 순환을 의미한다. 이것을 확인하기 위하여 각 페트리 네트 모델에 대한 도달성 트리(reachability tree)를 구성하였으며, 그림 5에 도달성 트리에 대한 모든 표시상태 집합과 함께 이를 도시하였다.

도달성 트리는 초기 토큰이 존재하는 표지소의 집합인 M0에서부터 시작하여 점화(firing) 가능한 천이를 따라가면서 트리 모양으로 구성되는 것으로, 더 이상 새로운 표시(marking) 상태가 나타나지 않을 때까지 트리가 이어진다. 동시에 두 가지의 천이가 가능할 때에는 가지가 갈라지게 되며, 각각의 가지에 대해서 동일한 방법으로 트리를 연결해 간다. 제안된 시그널링 절차는 동시에 두 가지의 천이가 가능한 경우가 없으므로 하나의 가지만이 존재한다.

그림 5에서 보는 바와 같이 페트리 네트의 도달성 트리는 상태 M8까지 천이하여 트리가 완성된다. 여기서, 표시 상태 Mn은 토큰이 존재하는 표지소들의 집합이며 유한한 개수를 가진다. 세 가지 도달성 트리들을 살펴보면 모두 초기 표시 상태(M0)에서 시작하여 다시 초기 표시 상태로 천이할 수 있음을 알 수 있는데, 이러한 경우를 생존성(liveness)이 있다고 말하며 이는 제안한 핸드오프 시그널링 절차가 고착상태(deadlock)가 없이 정상적으로 동작함을 의미한다.

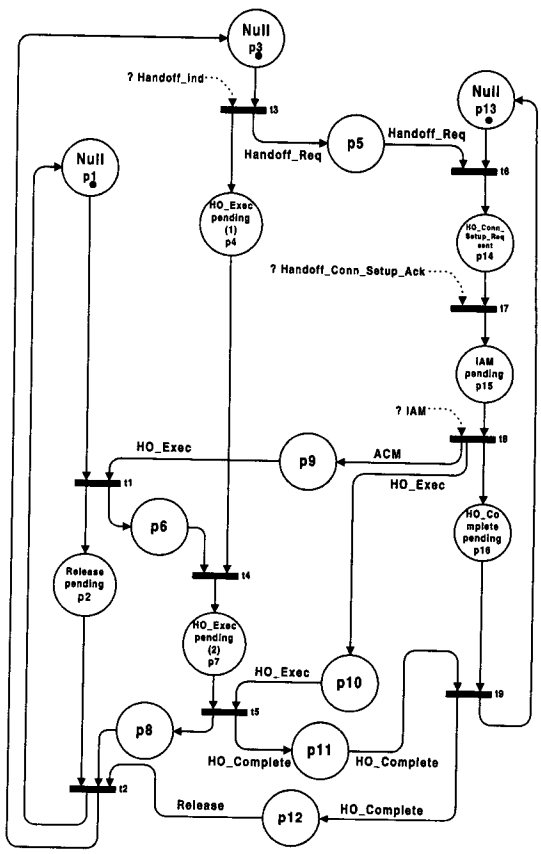
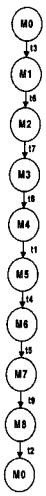


그림 4. 이전 기지국 및 후보 기지국에 대한 페트리 네트 모델

Fig. 4. The Petri-Net model of Previous RP & Candidate RP.



	p1	p2	p3	p4	p5	p6	p7	p8	p9	p10	p11	p12	p13	p14	p15	p16
M0	1		1										1			
M1	1			1	1								1			
M2	1			1										1		
M3	1			1											1	
M4	1			1					1	1						1
M5		1		1		1				1						1
M6		1					1			1						1
M7		1						1			1					1
M8		1						1				1	1			

그림 5. 기지국 페트리 네트 모델의 도달성 트리와 이에 대한 표시상태 집합

Fig. 5. The reachability tree of RP Petri-Net model and its marking set.

Ⅲ. 핸드오프 시의 QoS 유지를 위한 흐름제어방안 제안

본 장에서는 먼저 일반적인 핸드오프 모델과 이를 위한 핸드오프 시그널링 절차를 제시하고, 본 논문에서 제안하는 핸드오프 시의 셀 손실 방지와 셀간 순서 보장을 위한 흐름 제어 방안에 대해 구체적으로 설명한다. 제안한 방안에서는 Hard 핸드오프의 경우만을 고려한다. Soft 핸드오프가 가능한 경우에는 핸드오프를 위한 별도의 흐름제어가 필요하지 않지만, 핸드오프가 요청되었을 때 항상 Soft 핸드오프가 가능하지는 않다. 본 장에서 제안한 흐름제어 방안은 기본적으로 버퍼 관리에 바탕을 두며, 향후의 Mobile ATM 교환기에 적용될 수 있을 것이다.

본 흐름 제어 방안은 [5]에서 제안한 교환기간 고속 핸드오프를 위한 연결재라우팅 방안과 이를 토대로 한 유선망 자원의 예약방안에 기초하고 있다.

1. 핸드오프 일반 모델 정의

그림 6은 그림 1의 두 가지 핸드오프 시나리오를 포함할 수 있는 일반적인 핸드오프 모델을 나타내고 있다. 그림에서 나타난 바와 같이, 최근접 공통 노드와 이전 기지국 사이에는 J 개(이전 기지국 포함)의 노드와 유선 링크가 존재하며, 후보 기지국 사이에는 K 개(후보 기지국 포함)의 노드와 링크가 존재한다. 동일한 RPC내에서의 핸드오프인 경우에는 NCN과 이전 기지국간, NCN과 후보 기지국간의 노드 수는 한 개이며, 이 사이의 링크 수도 한 개이다. 즉, J=K=1 이다. 또한, 서로 다른 RPC간의 핸드오프인 경우에는 J와 K가 모두 2가 됨을 알 수 있다.

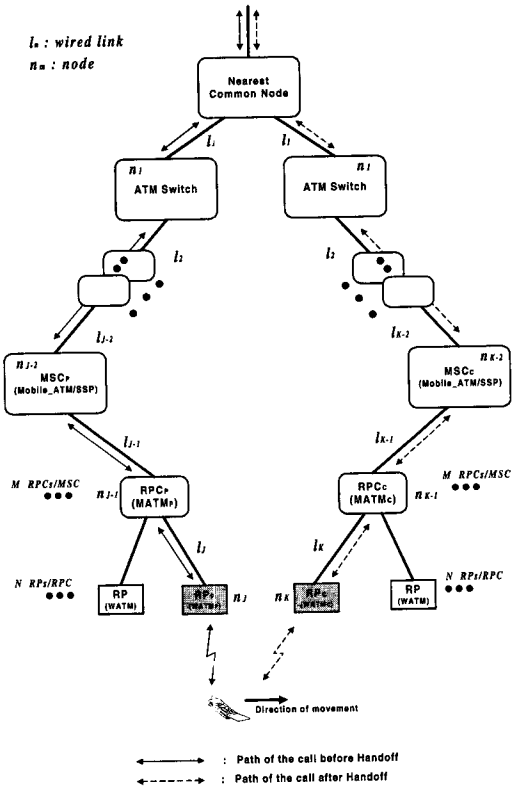


그림 6. 핸드오프 시나리오 일반 모델
Fig. 6. General Model of Handoff Scenario.

서로 다른 MSC간 핸드오프 시에는 J(≥3)와 K(≥3)가 다를 수 있으며, 이러한 경우에는 셀의 순서 보장과 셀 손실 방지를 위한 최근접 공통노드의 역할이 더욱 중요하게 된다. 일반 모델에 대한 핸드오프 시그널링 절차는 서로 다른 MSC간 핸드오프 시와 매우 유사하며, 그림 2에서 음영 처리된 블럭 부분만이 차이가 난다. 그림 7에 이를 도시하였다.

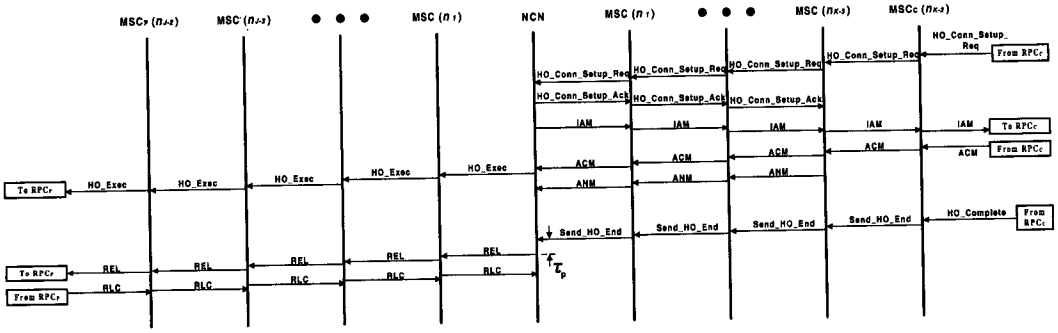


그림 7. 핸드오프 일반 모델의 시그널링 절차
Fig. 7. Signaling Flow of General Handoff Model.

2. 핸드오프 시의 QoS 유지를 위한 흐름제어 제안

본 논문에서 제안하는 흐름제어 방안은 버퍼 관리(buffer management)에 기반한다. 즉, 핸드오프 시의 셀간 순서 보장과 셀 손실 방지를 위해 핸드오프 버퍼를 사용하여 핸드오프가 진행 중인 호에 관련된 ATM 셀(이하 핸드오프 셀이라 함)들의 셀간 래깅갭(lagging gap)을 최소화함은 물론, 셀의 손실을 방지하는 것이다. 여기서, 래깅갭이란 셀간의 시간적 간격이 벌어진 것을 말한다.

버퍼 관리에는 시간과 공간이라는 두 가지 측면이 있다. 시간적인 측면은 셀간의 순서(Scheduling)를 말하고, 공간적 측면이란 버퍼의 크기와 이에 따른 셀 파기(cell discarding)를 의미한다. 버퍼 관리는 교환기내 SM(System Management) 기능 블럭에 의해 수행되는 일반적인 트래픽 제어의 일부이다.

본 논문에서 제안하는 흐름제어 방안에서는 핸드오프 버퍼 박스와 핸드오프 큐를 사용한다. 제안한 흐름제어 방안의 개념도가 그림 8에 나타나 있다.

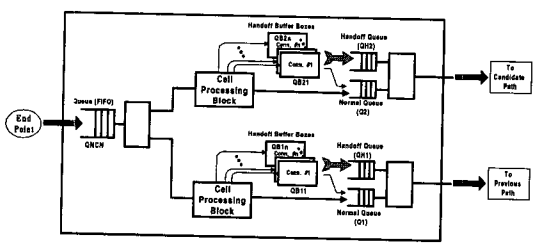


그림 8. 제안한 흐름제어 방안을 위한 버퍼 관리
Fig. 8. Buffer Management for Proposed Flow Control Scheme.

그림 8에 나타나 있는 흐름제어 방안을 위한 버퍼 관리는 최근접 공통노드에서 수행되며 그림 9에 도시된 실제 교환기 기능도에서는 CSF(Cell Switch Fabric)내에 존재한다. 그림 9에서 점선으로 표시된 것은 관리 정보를 가진 셀의 흐름을 나타내는데, 본 논문에서 제안하는 방안의 경우 흐름제어를 위해 ATM 셀 헤더 내 PT(패이로드 타입) 3 비트 중에서 첫 번째 비트를 사용하므로 이를 위해서는 그림에서와 같이 이 첫 비트가 1인 관리 정보셀들을 Input Module에서 미리 System Management 기능블럭쪽으로 걸러내어야 한다. 이러한 관리 정보셀들은 CSF를 거쳐 SM으로 전달될 수도 있으나, 흐름 제어를 위해 PT의 첫 비트가 '1'로 셋팅된 셀들과 섞이지 않도록 하기 위해서는 그림 8에서의 Cell Processing Block 이전단에서 SM으로 걸러지게끔 교환기가 설계되어져야 한다.

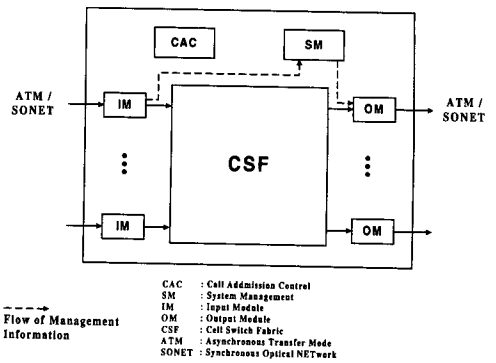


그림 9. 교환기 기능 블럭도
Fig. 9. Functional Diagram of a Switch.

구체적인 흐름제어는 다음과 같은 방식으로 동작한다.

① 핸드오프 전의 호에 관련된 ATM 셀들은 End Point로부터 최근접 공통노드의 일반 큐(Normal queue)를 통해서 이전 경로로 흐른다.

② 이후, 단말이 후보 기지국으로 핸드오프를 요청하면 그림 2와 그림 7의 신호 절차에 따라서 최근접 공통노드와 후보 기지국간의 경로가 설정된다. 여기서, 핸드오프 요청에 대한 최근접 공통노드 기능을 수행할 노드는 서로 다른 MSC간의 핸드오프인 경우, 망 전체 토폴로지를 가지고 있는 네트워 메니저에 의해 NCN과 후보 기지국간의 경로 설정 전단계에 결정되며 이는 후보 기지국의 요청에 의해 이루어진다[5]. NCN과 이전 기지국간의 노드/링크 수 J와 NCN과 후보 기지국간의 노드/링크 수 K도 이 때 결정되어 후보 기지국으로 전달된다. 동일 MSC내에서의 핸드오프인 경우에는 RPC나 MSC 자신이 최근접 공통노드가 되므로 네트워 메니저가 개입하지 않는다.

③ ANM 메시지를 최근접 공통노드로 송신한 후보 기지국은 단말로 핸드오프를 지시하고, 단말은 이에 후보기지국으로 HO_Complete 메시지를 전달한다.

④ HO_Complete 메시지는 후보 MSC까지 전달되고, 여기서 Send_HO_End 메시지로 바뀌어 최근접 공통노드로 전달된다.

⑤ Send_HO_End 메시지를 수신한 최근접 공통노드는 이전 경로로의 셀 전송을 멈추고, 라우팅 테이블을 갱신한다. 따라서, 이후의 셀들은 후보 경로로 스위칭된다. 이와 동시에, 최근접 공통노드는 이 핸드오프 호에 속한 연결(/들)과 관련된 ATM 셀들을 버퍼 박스에 저장하기 위하여, 셀처리 블럭(Cell-Processing Block)내에 핸드오프 셀 필터를(/들을) 생성한다. 셀처리 블럭내의 핸드오프 셀 필터들은 셀의 VPI, VCI 필드를 참조하여 각 필터에 관련된 핸드오프 셀들을 판별하여 버퍼 박스로 보낸다. 셀처리 블럭의 기능도가 그림 10에 나타나 있다.

⑥ Send_HO_End 메시지를 수신한 후 τ_p동안, 후보 경로로 스위칭된 핸드오프 셀들은 버퍼 박스에 순서대로 저장되어 있다가 이전 경로의 노드로 REL 메시지를 보냄과 동시에 모두 핸드오프 큐(Handoff Queue)로 들어간다. 이 때, 버퍼 박스의 모든 셀들은 연속적으로 핸드오프 큐에 들어가며, 단 마지막으로 들어가는 셀은 ATM 헤더 내의 PT의 첫 비트를 '1'로 지정하고 이 마지막 셀은 복사되어 일반 큐에도 동시에 입력된다. 여기서, PT(패이로드 타입)는 ATM 셀 내의 48바이트를 차지하는 패이로드내의 정보가 어떤 것인지를 나타내는 표시자로서 3bit을 차지하는데, TYPE '000'부터 TYPE '110'까지의 7가지 TYPE은 이미 정의되어 있으며 마지막 TYPE '111'은 향후의 기능을 위해 정의가 유보되어 있다. 본 논문에서 제안하는 흐름 제어 방안에서는 핸드오프 셀의 흐름 제어를 위해서 PT의 첫 번째 비트를 사용한다. 여기서, 흐름 제어를 위한 PT는 교환기 내부적으로만 사용되는 것으로 교환기에서 이 마킹셀(패이로드의 첫 번째 비트가 '1'로 셋팅된 셀)이 나갈 때는 다시 원래대로 PT의 첫 비트를 '0'으로 바꾸어 준다. 버퍼 박스 내에 있던 셀들이 모두 핸드오프 큐로 나가면, 이와 동시에 셀처리 블럭내의 관련 핸드오프 셀 필터는 소거되며, 따라서 이후의 핸드오프 셀들은 일반 큐를 통해 후보 경로로 전송된다.

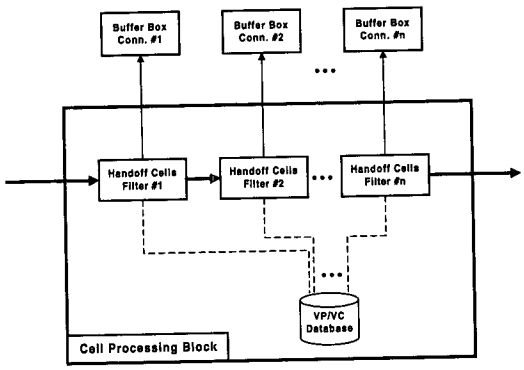


그림 10. 셀처리 블럭의 기능도
Fig. 10. Functional Diagram of Cell-Processing Block.

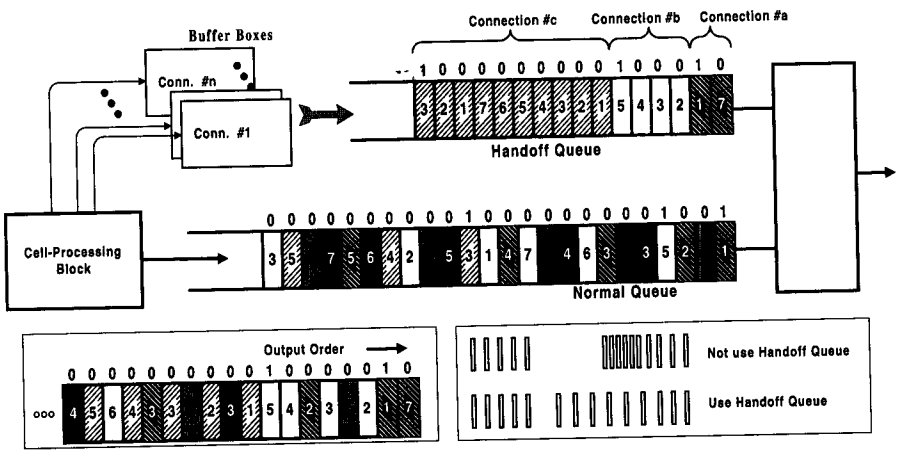


그림 11. 일반 큐와 핸드오프 큐
Fig. 11. Normal Queue and Handoff Queue.

핸드오프 큐와 일반 큐 사이의 흐름 제어는 다음과 같이 수행된다. 자세한 설명을 위해서 그림 11에 일반 큐와 핸드오프 큐를 통한 셀 흐름을 도시하였다. 여기서 ▮, ▨ 등은 하나의 ATM셀을 나타내고 무늬는 각각의 호를 구분하며, ▮ 위의 숫자(0,1)은 각 셀내 PT의 첫번째 비트를 나타내고 있다. 그림에서 나타난 바와 같이 핸드오프 큐는 핸드오프 셀들의 셀간 순서 보장과 셀간 래깅갭을 억제하기 위해 사용된다.

그림 7의 시그널링 절차에서 최근접 공통노드는 Send_HO_End 메시지를 받고 나서 지연시간 τ_p가 지난 후에 이전 경로를 해제하기 위해 REL 메시지를 전송함과 동시에 버퍼 박스에 저장된 관련 호의 셀들을 핸드오프 큐로 보낸다. 이후의 핸드오프 큐와 일반 큐간의 흐름 제어는 다음과 같다.

① 핸드오프 큐와 일반 큐의 셀내 PT 세 비트 중에서 첫 번째 비트가 모두 '0'인 경우 ⇒ 핸드오프 큐의 셀 하나를 먼저 내보내고 일반 큐의 셀 하나를 다음에 내보낸다.

② 핸드오프 큐의 PT의 첫 번째 비트가 '0'이고 일반 큐의 PT의 첫 번째 비트가 '1'인 경우 ⇒ 핸드오프 큐의 셀 하나만을 내보낸다.

③ 핸드오프 큐의 PT의 첫 번째 비트가 '1'이고 일반 큐의 PT의 첫 번째 비트가 '0'인 경우 (②의 반대 경우) ⇒ 일반 큐의 셀 하나만을 내보낸다.

④ 핸드오프 큐와 일반 큐의 셀내 PT 세 비트 중에서 첫 번째 비트가 모두 '1'인 경우 ⇒ 핸드오프 큐의 셀 하나를 내보내고 일반 큐의 셀 하나를 폐기한다. 이 때 핸드오프 큐에서 나가는 셀내 PT의 첫 번째 비트는 원래대로 '0'으로 셋팅된다.

상기한 네 가지 경우 각각에 따른 적절한 흐름 제어가 이루어지게 된다. 그림 11에서 왼쪽 아래의 제안한 흐름제어 방식에 의한 셀 출력 순서를 보면 각각의 호에 해당하는 셀들간에는 그 전송 순서가 보장되고 있음을 알 수 있다. 또한, 그림 11의 오른쪽 아래와 같이 하나의 호에 관련된 셀만 관찰해 보면 핸드오프 큐를 사용하는 경우가 그렇지 않은 경우보다 핸드오프 시의 셀들간의 래깅갭을 현저히 감소시킬 수 있음을 알 수 있다. 이와 같이 제안한 흐름제어 방식은 핸드오프 셀들간의 셀간 순서 반전을 방지하고 각 호에 관련된 셀들간의 래깅갭도 최소화 할 수 있다. 핸드오프 큐 또는 일반 큐에서 빠져나간 셀들은 OM(Output Module)로 전달되고, 여기서 SM에서 입력되는 관리정보셀(ATM셀 헤더 내의 페이로드가 '100' '101' '110'인 셀)들과 다중화되어 다른 교환기로 나가게 된다.

Ⅳ. 수학적 접근에 의한 결과 분석

Ⅲ 장에서 제시된 핸드오프 시나리오 일반 모델을 바탕으로 본 장에서는 제안한 흐름제어 방안의 검증을 위한 수학적 접근 방법을 제시한다. 또한 이를 토대로 이전 경로의 노드/링크 수 J와 후보 경로의 노드/링크 수 K를 변화시키면서 이에 따른 제안된 '핸드오프 버퍼를 사용한 흐름제어 알고리듬'에 따른 결과값을 분석해 본다. 이의 분석을 위해서는 C++를 사용하였다. 여기서는 데이터원과 음성원에 대한 분석만으로 한정하며, 전체 ATM 통합 트래픽에 대한 분석은 향후 지속적으로 연구될 것이다.

그림 6에서 제시된 핸드오프 시나리오 일반 모델에서 보면, 이전 경로로는 J개의 노드/링크가 존재하고 후보 경로로는 K개의 노드/링크가 존재함을 알 수 있다.

n 번째 노드 내에서의 최대 셀 처리시간 $TP(\lambda_n, \mu_n)$은 교환기내의 입력 버퍼에서의 큐잉지연과 스위칭 지연을 포함하는 노드에서의 평균지연시간이라고 정의한다. λ_n은 n번째 노드에 부가되는 셀들의 평균 도착간격(mean arrival rate)이고 μ_n은 평균 서비스 처리율이다. 이는 M/D/1 큐잉 모델에 의해 다음과 같이 구할 수 있다[11].

$$TP(\lambda_n, \mu_n) = \frac{1}{2(\mu_n - \lambda_n)} + \frac{1}{\mu_n} \quad (1)$$

따라서, 최근접 공통노드에서 이전 경로로 전송된 셀들의 지연 시간은 다음과 같이 정의할 수 있다.

$$f_P(\lambda_P, \mu_P) = \sum_{n=1}^{J} TP(\lambda_{Pn}, \mu_{Pn}) + \sum_{m=1}^{J} L_{Pm} + \tau_p \quad (2)$$

$\lambda_P = [\lambda_{P1}\ \lambda_{P2} \cdots \lambda_{Pj}]$는 j번째 노드에 부가되는 셀들의 평균 도착시간간격을 나타내는 벡터이고 $\mu_P = [\mu_{P1}\ \mu_{P2} \cdots \mu_{Pj}]$는 j번째 노드의 평균 서비스 처리율을 나타내는 벡터이다. 여기서 첨자 P는 이전

경로에 해당되는 노드 및 링크임을 의미한다. 또한 L_{Pm}은 이전 경로의 m번째 링크의 평균 전송지연시간이다.

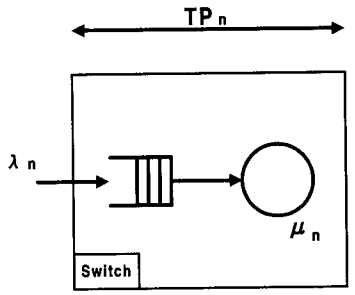


그림 12. 교환기의 서비스 모델
Fig. 12. Service Model of Switch.

τ_r은 순수한 무선 링크에서의 지연과 기지국인 WATM 교환기에 포함된 무선 인터페이스 유닛에서의 지연시간을 포함하는 것으로 정의하였다.

최근접 공통노드에서 후보 경로로 전송된 셀들의 지연 시간도 식 (2)와 동일한 방법으로 다음의 식 (3)과 같이 정의할 수 있다.

$$f_C(\lambda_C, \mu_C) = \sum_{n=1}^{K} TP(\lambda_{Cn}, \mu_{Cn}) + \sum_{m=1}^{K} L_{Cm} + \tau_r \quad (3)$$

여기서 첨자 C는 후보경로에 해당되는 노드와 링크임을 의미한다.

본 논문에서 제안한 흐름제어 기법을 이용했을 때의 핸드오프로 인한 경로 지연차 $D(\lambda_P, \mu_P, \lambda_C, \mu_C)$는 다음과 같이 정의한다.

$$\begin{aligned} D(\lambda_P, \mu_P, \lambda_C, \mu_C) &= f_C(\lambda_C, \mu_C) + \tau_p - f_P(\lambda_P, \mu_P) \\ &= \sum_{n=1}^{K} TP(\lambda_{Cn}, \mu_{Cn}) - \sum_{n=1}^{J} TP(\lambda_{Pn}, \mu_{Pn}) \\ &\quad + \sum_{m=1}^{K} L_{Cm} - \sum_{m=1}^{J} L_{Pm} + \tau_p \end{aligned} \quad (4)$$

만약 D의 값이 0보다 크면, 래깅갭이 발생하게 되고 D의 값이 0보다 작으면 disordering이 발생된다. 따라서, τ_p는 래깅갭과 disordering period를 최소화시킬 수 있도록 선택되어야 한다. 래깅갭 D_{lag}와 disordering period $D_{disorder}$의 최적의 값은 다음과 같아야 할 것이다.

$$D_{lag} \simeq \sum_{n=1}^{K} TP(\lambda_{Cn}, \mu_{Cn}) - \sum_{n=1}^{J} TP(\lambda_{Pn}, \mu_{Pn}) + \sum_{m=1}^{K} L_{Cm} - \sum_{m=1}^{J} L_{Pm}$$

$$D_{disorder} \simeq 0$$

지연 τ_p는 네트워 메니저로부터 후보기지국을 거쳐 전달된 J(NCN과 이전 기지국간의 노드/링크 수) 및 K(NCN과 후보 기지국간의 노드/링크 수) 패러미터에 의해 결정되며 식 (5), (6)과 같이 정의된다.

$$\tau_p = \sum_{n=1}^{\#\ of\ nodes} TP_n + \sum_{m=1}^{\#\ of\ links} L_m + \tau_r \quad (5)$$

$$\tau_p = \begin{cases} \left(\sum_{n=1}^{\#\ of\ nodes} TP_n + \sum_{m=1}^{\#\ of\ links} L_m + \tau_r\right)_{pre} \\ \quad -\left(\sum_{n=1}^{\#\ of\ nodes} TP_n + \sum_{m=1}^{\#\ of\ links} L_m + \tau_r\right)_{can} + \alpha, & J > K \\ 0, & J < K \\ \alpha, & J = K \end{cases} \quad (6)$$

- TP_n : n 번째 노드에서의 최대 셀 처리시간
- L_m : m 번째 링크의 링크 지연
- τ_r : 무선 전파 지연
- α : 지연 상수(delay constant)

식 (5)는 별도의 흐름제어 기법이 적용되지 않았을 때의 지연시간이다. 흐름제어 기법이 적용되지 않는 경우에, 핸드오프 요청이 발생되면 망관리자에 의해 정해진 최근접 공통노드가 이전 경로로 마지막 셀을 전송하고 단말로 핸드오프를 지시(Handoff_Cmd)하면 단말은 이 메시지에 대한 확인(Handoff_Ack) 메시지를 최근접 공통노드로 전송하고 이전 기지국으로의 연결을 끊고 후보 기지국으로 핸드오프한다. 이와 같은 메커니즘은 핸드오프 시의 셀간 래깅 갭이 커지는 단점이 있기 때문에, 지연에 민감한 서비스인 경우에는 서비스 품질이 순간적으로 열화하는 단점을 나타낸다. 이러한 문제점은 향후의 PCS에서와 같은 셀(기지국 서비스 영역)반경이 200m~2km(다소 유동적임, 참고로 아날로그/디지털 셀룰라 서비스에서의 셀반경은 1km~20km이다)로 마이크로셀 환경에서는 더욱 커지게 된다. 셀반경이 작을수록 핸드오프 빈도가 현저히 증가하기 때문이다.

식 (6)은 이러한 문제점을 해결하기 위한 흐름제어 방안을 사용하는 경우의 지연 시간이다. 첫 번째 경우는 이전 경로의 노드/링크 수인 J가 후보 경로의 노드/링크 수인 K보다 클 경우로서 이전 경로의 지연시간에서 후보 경로의 지연시간을 뺀 차에 α를 더한 값이 τ_p가 된다. 여기서, α는 지연 상수로서 셀간의 순서 반전을 막기 위한 최소한의 마진(margin)이다. 두 번

째 경우는 후보 경로의 노드/링크 수 K가 이전 경로의 노드/링크 수보다 큰 경우로, 이 때는 지연시간이 없이(τ_p=0) 이전 경로로 마지막 셀을 전송한 직후부터 후보 경로를 통해 이후의 셀들을 전송한다. 마지막 경우는 이전 경로와 후보 경로의 노드/링크 수가 같은 경우로써 이때는 지연 상수 α가 τ_p가 된다. 이와 같이 세 가지 각각의 경우에 따라 적절한 흐름제어 기법을 사용함으로써 셀간의 순서 보장은 물론, 셀간의 래깅 갭도 현저히 줄일 수 있다. 이러한 장점은 지연에 민감한 서비스인 경우에 특히 부각되며 핸드오프 시에도 서비스 품질을 유지시킬 수 있게 한다.

본 절에서의 실험 결과값 비교에서는 핸드오프 시나리오를 다음과 같이 세 가지의 대표적인 경우로 구분하였다.

Case ① : J=3, K=3으로 이전 경로와 후보 경로의 노드/링크 수가 동일하고 MSC가 최근접 공통노드가 되는 경우

Case ② : J=4, K=3인 경우로 이전 경로의 노드/링크 수가 후보 경로의 노드/링크 수보다 큰 경우

Case ③ : J=3, K=4인 경우로 후보 경로의 노드/링크 수가 이전 경로의 노드/링크 수보다 큰 경우

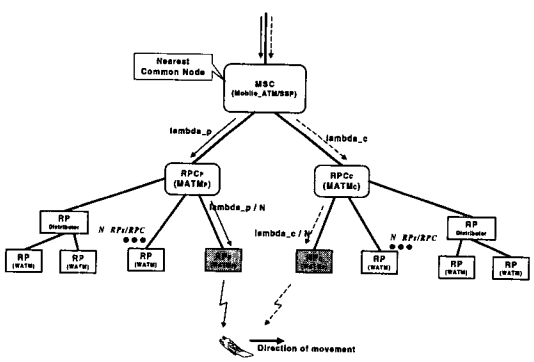


그림 13. 수학적 접근을 위한 모델
Fig. 13. Model of Mathematical Manipulation.

그림 13은 수학적 분석을 위한 모델을 나타내고 있다. 위의 모델에서는 최근접 공통노드가 MSC인 단순한 경우만을 가정하였다. 그 이유는 최근접 공통노드가 MSC 상위의 유선망에서의 ATM Switch나 또다른 MSC가 될 경우, 이것을 수학적으로 모델링하기가 대단히 어렵기 때문이다. 제시된 모델은 MSC, RPC, RP라는 계층적 구조(Hierarchical structure)로 인해 그 수학적인 접근이 다소 용이하다. 그림에서 NCN인 MSC로부터 RPC_P로 전달되는 트래픽의 평균 도착률을 lambda_p(λ_p), MSC로부터 RPC_C로 전달되는 트래픽의 평균 도착률을 lambda_c(λ_c)라 하면, 하나의 RPC 밑에 N 개의 RP가 있다고 했을 때, 개개의 RP로 들어가는 ATM 셀들의 도착률은 λ_p/N, λ_c/N 으로 가정할 수 있다. 실험 결과에서는 교환기의 처리율 μ_n을 500 cells/sec, N을 5 RPs/RPC로 가정하고 λ_p와 λ_c를 교환기 처리율 이하에서 조정하여 가면서 후보경로 지연시간과 이전경로 지연시간의 차를 구하였으며, 본 논문에서 제안한 흐름제어 기법에 의한 τ_p의 보상을 통해 핸드오프 전·후의 전송 셀간의 순서가 보장될 수 있음을 확인한다.

그림 13에서, RP distributor는 건물 지하나 지하철역 구내처럼 물리적인 여건으로 인해 전파 도달이 어려운 지역에 서비스를 제공하거나, 또는 기지국 통화 반경을 확장해 주기 위한 것이다.

그림 14는 Case ①에서의 지연 시간 차이이다. 그림에서 X축은 λ_p, Y축은 λ_c이고, Z축은 후보 경로의 전송 지연에서 이전 경로의 전송 지연을 뺀 차(f_c - f_p)를 나타낸다. 특히, 그래프가 Z=0인 평면의 위쪽에 있으면 래깅갭을 의미하고 그래프가 Z=0인 평면 아래에 존재하면 셀간 순서 반전이 생김을 나타내는 것이다. 이 때 Z축 값의 절대값은 래깅갭의 크기 또는 disordering period의 크기가 된다. 그림에서 λ_p가 λ_c보다 큰 영역에서는 셀간 순서 반전이 일어나고 그 반대의 경우에는 래깅갭이 발생하는 것을 알 수 있다. 핸드오프 시에 발생하는 셀간 순서 반전은 곧바로 셀 손실로 이어지게 되므로, 제안한 흐름 제어 방안에서는 τ_p의 보상을 통해 래깅갭은 약간 증가하더라도 셀간 순서 반전을 최대한 억제할 수 있게 한다. 하지만, 이 경우에도 래깅갭은 기존의 핸드오프 큐를 쓰지 않는 방안에서보다 상당히 낮은 수준을 유지하게 된다. 그림 15는 그림 14에서 τ_p를 보상해 주었을 때의 그래프이다. τ_p의 보상으로 그래프는 전체적으로 Z축 방향으로 상승하여 거의 모든 λ_p와 λ_c의 구간에서 셀 순서 반전이 일어나지 않게 된다. 즉, 대부분의 트

래픽 구간에서 그래프가 Z=0 평면의 위쪽에 있게 된다. 물론, λ_p가 약 400 cells/sec 이상이고 λ_c가 약 200 cells/sec 이하인 일부 구간에서 셀 순서 반전이 생기기는 하지만, 교환기의 평상시 평균 트래픽 입력이 교환기 용량의 60%~80% 정도가 된다는 것을 감안할 때, 실제로 교환기가 동작하는 영역은 그림에서 약간 평평한 중앙 부분이 될 것이다. 바꿔 말하면, 교환기의 평균 트래픽 환경에서는 제안한 방안이 셀 순서 보장과 래깅갭의 감소라는 두 가지 목표를 만족할 수 있다는 것이다.

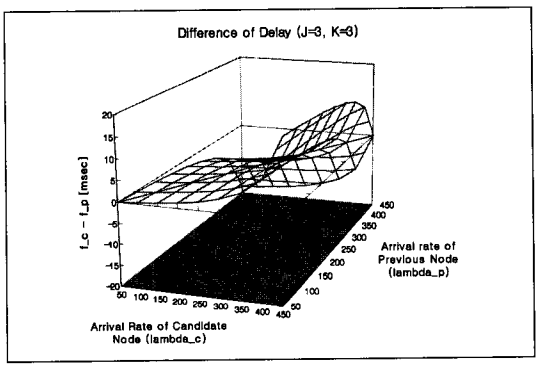


그림 14. 지연 시간 차이 : Case ① (J=3,K=3)
Fig. 14. Difference of Transfer Delay : Case ① (J=3, K=3)

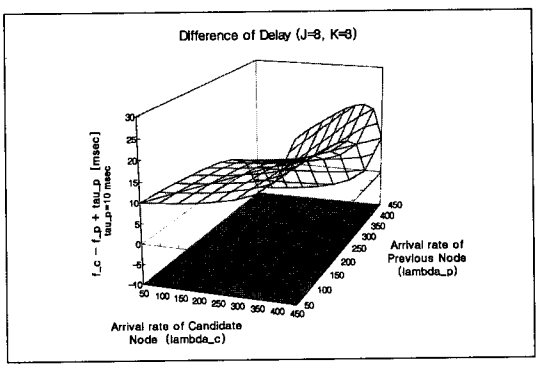


그림 15. 경로 지연차 (지연 시간 차이+ τ_p) : Case ① (J=3, K=3)
Fig. 15. Difference of Transfer Delay (τ_p compensated) : Case ① (J=3, K=3).

제안한 방안이 향후 실제로 적용되기 위해서는 그 이전에 τ_p를 결정하는 패러미터인 J와 K에 따른 적절한 τ_p값들에 대한 정보가 시뮬레이션 등을 통해 미리 결정되어 교환기나 네트웍 메니저(NM)에서 관리되어야 한다. 이는 J와 K가 결정되더라도 각 노드의 현재 트래픽 상태에 따라 τ_p값이 영향을 받게 되어 정확한 값을 결정하기가 힘들기 때문이다. 따라서, τ_p는 각 노드의 사용률(Utilization, λ/μ)이 약 0.8정도인 수준까지를 커버할 수 있는 정도에서 결정되는 것이 바람직하다.

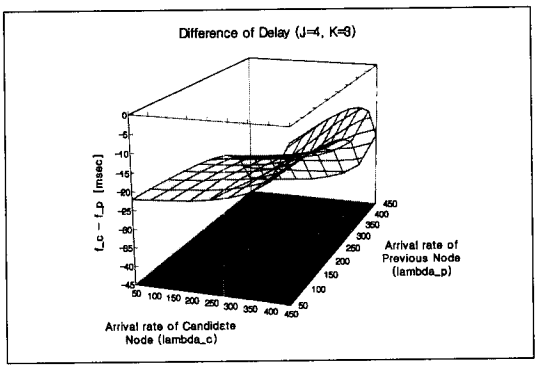


그림 16. 지연 시간 차이 : Case ② (J=4, K=3)
Fig. 16. Difference of Transfer Delay : Case ② (J=4, K=3).

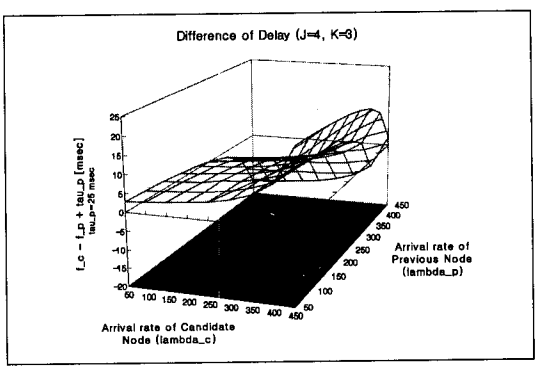


그림 17. 경로 지연차 (지연 시간 차이+ τ_p) : Case ② (J=4, K=3)
Fig. 17. Difference of Transfer Delay (τ_p compensated) : Case ② (J=4, K=3).

그림 16은 Case ②에서의 지연 시간 차이를 나타내고 있다. 이 경우에는 이전 경로의 노드 수가 후보 경로의 노드 수보다 더 많기 때문에 f_c - f_p에서 f_p가 더 커서 그래프가 전 트래픽 영역에서 Z=0 평면의 아래에 있게 된다. 이 말은 모든 트래픽 구간에서 셀 순서 반전이 발생한다는 것을 의미한다. 따라서, 이 경우에도 셀 순서 보장을 위해 τ_p만큼의 시간을 보상해 주게 된다. τ_p가 보상된 후의 경로 지연차가 그림 17에 나타나 있다. τ_p가 보상되면 그림에서와

같이 셀 순서 반전이 일어나는 영역(그래프가 Z=0인 평면 아래에 존재하는 트래픽 영역)은 상당히 줄어들게 된다.

다음의 그림 18은 Case ③에서의 지연 시간 차이를 나타내고 있다. 이 경우는 후보 경로의 노드 수가 이전 경로의 노드 수보다 더 큰 경우로써, 그래프가 전 트래픽 영역에서 Z=0 평면의 위에 있게 된다. 따라서, 이 경우에는 τ_p의 보상을 해 주지 않아도 핸드오프 전후의 셀간 순서가 보장된다.

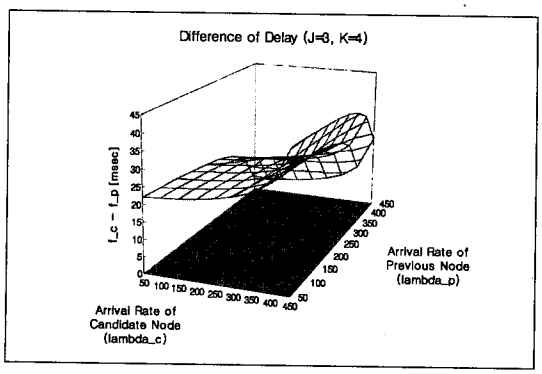


그림 18. 지연 시간 차이 : Case ③ (J=3, K=4)
Fig. 18. Difference of Transfer Delay : Case ③ (J=3, K=4).

V. SLAM 시뮬레이션에 의한 결과 분석

본 장에서는 제안한 흐름제어 알고리듬을 평가하기 위하여 SLAM II[12]를 사용한 시뮬레이션을 통해 알고리듬이 정상적으로 동작함을 확인한다. 먼저, 시뮬레이션 모델에 대해 기술하고 그 결과를 살펴본다. 평가는 다음과 같은 두 가지 관점을 기준으로 하였다. 첫 번째는 핸드오프가 발생하는 테스트 호의 셀간 순서 반전 유무이고, 다음은 이러한 셀간 순서를 유지하면서 셀간의 래깅 갭이 어느 정도인가 하는 것이다. 그림 19는 전체 SLAM 시뮬레이션 모델을 나타내고 있다. 그림에서 나타난 바와 같이 모델은 크게 최근접 공통노드, RPCs, RPs, MT로 구성되어 있다. 모델에는 모두 29개의 큐(FIFO방식)를 사용하였으며, 실험결과에 영향을 미치지 않는 범위 내에서 단순화하였다. 예를 들면, 각 교환기의 IM(Input Module)과 OM(Output Module) 등을 생략하였다.

그림 19에서 [QNCN]으로 입력된 엔터티(ATM 셀)들은 일반 셀들인 경우에는 일반 큐를 통해서, 그리고 핸드오프셀들인 경우에는 핸드오프 큐를 통해서 종단인 MT까지 전달된다. 시뮬레이션에서는 제안된 메커니즘에 적용했을 때의 이전 종단 [QP6]과 후보 종단 [QC6]에 도착하는 엔터티의 도착시간을 관찰하여 셀간의 순서 반전이 있는 지와 래깅갭이 어느 정도인지를 알아본다.

본 절에서는 제안한 흐름 제어 방안의 검증을 위한 SLAM 시뮬레이션의 결과를 분석한다. 그림 20의 그래프는 [QNCN]으로의 셀 도착률(arrival rate)을 증가시켜 가면서 핸드오프하는 테스트 호인 '1'번 호에 해당하는 셀들의 이전경로 종단과 후보경로 종단으로의 도착 시간을 관찰한 결과이다. 그림에서 X축은 교환기의 이용률(Utilization factor)인데 λ/μ로 정의된다. 여기서 λ는 입력되는 셀들의 도착률(arrival rate)이고, μ는 교환기의 서비스율(service rate)이다.

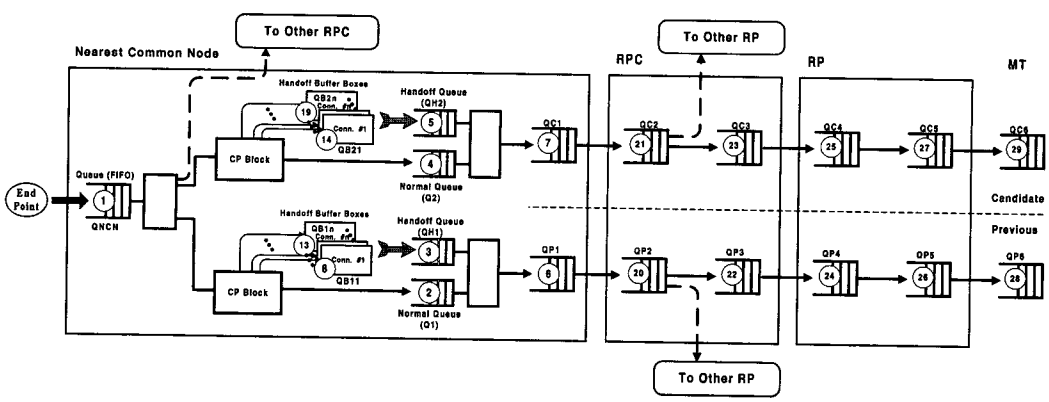


그림 19. SLAM 시뮬레이션 모델
Fig. 19. SLAM Simulation Model.

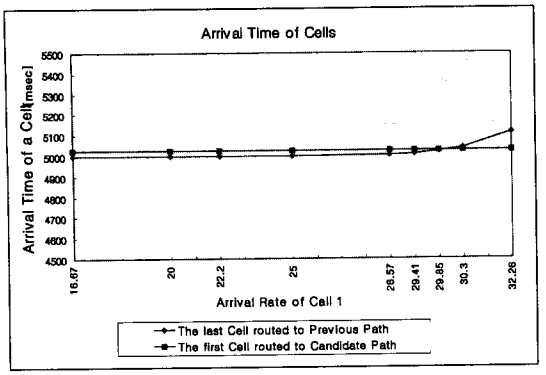


그림 20. 셀들의 도착시간 비교
Fig. 20. Comparison of Arrival Time of Cells.

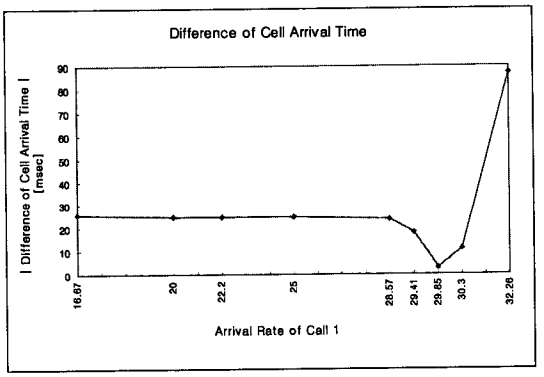


그림 21. 셀간의 도착시간 차이
Fig. 21. Arrival Time Difference between Cells.

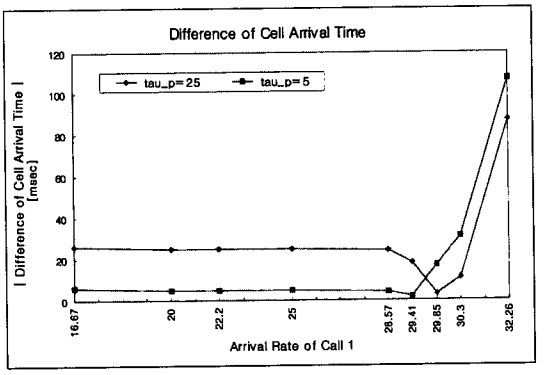


그림 22. τ_p값에 따른 셀간의 도착시간 차이
Fig. 22. Arrival Time Difference between Cells according to τ_p.

그림 20에서 보면, ◆로 표시된 커브는 이전 경로로 전송된 마지막 셀의 도착 시간을 나타내고 ■로 표시된 커브는 후보 경로로 전송된 최초의 셀을 나타낸다. 그림에서 교환기로의 셀 도착률이 교환기의 서비스율보다 작은(Call 1의 셀 도착률이 약 30 cells/sec 이하인) 영역에서는 이전 경로와 후보 경로간의 셀간 순서가 보장되고 있음을 알 수 있다. 이 경우 이전 경로와 후보 경로로 전송되는 셀들간의 래깅갭은 약 25msec정도가 됨을 알 수 있는데, 기존의 셀룰러 전화의 경우 핸드오프 시의 순간적인 통화 두절이 약 100msec 정도가 된다는 것을 감안할 때, 상당한 개선이 이루어진 것이다. 반면에, 교환기로의 셀 도착률이 교환기의 서비스율을 넘어서면 그래프에서와 같이 이전경로 종단으로의 도착 시간이 후보경로 종단으로의 도착 시간보다 늦어지게 된다. 이는 셀간의 순서 반전이 일어난 것을 의미한다. 그림 21은 셀간의 도착시간 차이를 나타내고 있는데, 최소점이 핸드오프 전후의 셀간 순서 반전을 의미하고 그 좌측은 래깅갭을 그 우측은 순서반전 구간을 나타낸다.

그림 22는 τ_p값을 다르게 조정했을 때의 셀간의 도착시간 차이를 나타내고 있다. 두 커브의 모양은 거의 동일하며, 단지 τ_p가 5ms인 때(■)가 τ_p가 25ms (◆)인 때보다 셀간 순서반전이 근소하게 먼저 일어나는 것을 볼 수 있다.

그림 20과 그림 21, 그림 22로부터, 제안한 흐름 제어 방안은 정상적인 경우, 다시 말하면 교환기로의 트래픽이 교환기 처리 용량을 초과하지 않는 범위 내에서는 셀간의 순서를 보장하면서 핸드오프 시의 래깅갭을 최소화할 수 있다고 판단할 수 있다. 문제는 셀 도착률이 교환기 서비스율보다 큰 과부하 영역인데, 실제로 이러한 경우는 거의 일어나지 않는다고 볼 수 있다. ATM에서는 기본적으로 연결 지향(connection-oriented) 방식의 서비스에 기반하므로 호 설정 시에 교환기의 여유 자원이 있을 때에만 호의 연결을 수락하게 되므로 이후에 교환기의 과부하가 발생하는 경우는 연결 중인 VBR 트래픽의 셀 rate가 순간적으로 증가될 때에만 가능하다. 하지만, 이러한 경우에도 통계적 다중화 기법을 사용하는 ATM의 특성상 각 VBR 트래픽의 순간적인 폭주가 시간적으로 분산될 가능성이 대단히 크며 ATM 교환기 내의 사용량 패러미터 제어(UPC)와 같은 트래픽 제어 기능들이 있기 때문에 무시할 수 있다고 생각된다.

이상과 같은 결과에서 제안한 핸드오프 큐와 일반 큐의 구분에 바탕을 둔 흐름제어 방안은 핸드오프 호

의 셀간 순서를 보장하고 래깅갭을 현저히 개선할 수 있음을 알 수 있다. 향후에 도래할 ATM 기반의 이동 통신망에서도 이러한 흐름제어 기법을 적용함으로써 핸드오프 시의 QoS를 보장하고 핸드오프 호의 서비스 품질을 향상시킬 수 있을 것으로 기대된다.

Ⅵ. 결 론

무선 통신에서의 핸드오프는 단말의 이동으로 인해 발생하는 것으로서 고품질의 이동통신 서비스를 제공하기 위해 극복해야 할 가장 중요한 문제점들 중의 하나이다. 더구나, 셀영역이 소형화하는 개인이동통신망에서는 더욱 중요한 문제가 될 것이다. 본 논문에서 제안된 핸드오프 시의 흐름제안 방안은 향후 ATM을 기반으로 하는 개인이동통신망에서 핸드오프 순간의 서비스 품질을 보장함으로써 다양한 트래픽의 서비스들을 효과적으로 제공할 수 있게 할 것이다.

본 논문에서는 개인이동통신망에서 일어날 수 있는 여러 가지 핸드오프 시나리오를 분석하고 그 신호 절차를 제안하였으며 페트리 네트를 사용하여 이를 모델링하고 검증하였다. 그리고, 핸드오프 동안의 셀지연이나 셀손실을 최소화하기 위한 방안으로서 일반 큐와 핸드오프 큐의 구분과 이들간의 흐름 제어로 요약되는, 핸드오프 시의 셀 흐름제어 방안을 제안하였다. 본 논문에서는 제안된 흐름제어 방안의 성능을 평가하기 위하여 두 가지 접근 방법을 사용하였다. 먼저, 수학적인 접근에서는 제안한 방안을 사용할 경우 교환기의 평상시 평균 트래픽 환경(교환기 용량의 60%~80% 정도)에서 핸드오프 전후 셀간의 순서를 보장하면서 기존의 방법에서보다 래깅갭을 1/3~1/2 수준으로 현저히 개선할 수 있음을 확인하였고, 다음으로 범용 시뮬레이션 언어인 SLAM을 이용한 시뮬레이션을 통해서 제안한 셀 흐름제어 방안이 교환기 서비스율 이하의 적정 트래픽에서 핸드오프 중인 단말의 셀간 순서를 보장함을 검증하였다.

참 고 문 헌

[1] Anthony S. Acampola and Mahmoud Naghshineh, "An Architecture and Methodology for Mobile-Executed Handoff in Cellular ATM Networks," *IEEE Journal on Selected Area in Comm. Mag.*, pp1365-1375, 1994.

[2] Oliver T. W. Yu and Victor C. M. Leung, "Extending B-ISDN to Support User Terminal Mobility over an ATM-based Personal Communications Network," *IEEE GLOBECOM*, pp2289-2293, 1995.

[3] Anthony S. Acampola and Mahmoud Naghshineh, "Control and Quality-of-Service Provisioning in High-Speed Microcellula Networks," *IEEE Personal Comm. Mag.*, pp36-43, 1994.

[4] Bora A. Akyol and Donald C. Cox, "Handling Mobility in a Wireless ATM Network," *IEEE INFOCOM*, pp1405-1413, 1996.

[5] 장경훈, 심재정, 김덕진, 강경훈, "ATM-based PCN에서의 연결 재라우팅을 위한 유선망자원 예약방안", 대한전자공학회 논문지, 제34권 S편 제2호, 1997. 2

[6] 김덕진, 장경훈, 심재정 외, "차세대 개인이동통신망에서의 링크 할당방안에 관한 연구", 한국전자통신연구소 위탁 연구과제 최종보고서, 고려대학교 정보·통신기술공동연구소, 1996. 12

[7] G. Bethelot and R. Terrat, "Petri Nets Theory for the Correctness Protocols," *IEEE Trans. Commun.*, Vol. Com-30, No. 12, Dec. 1982.

[8] M. Diaz, "Modelling and Analysis of communication and cooperation protocols using Petri net based models," *IEEE Computer Network*, Vol. 6, No. 6, Dec. 1982.

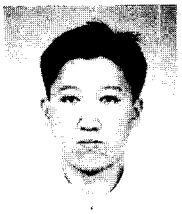
[9] J. Peterson, *Petri Net Theory and the Modelling of Systems*, Prentice-Hall, 1981.

[10] T. Murata, "Petri Nets : Properties, Analysis and Applications," in Proc. of the IEEE, Vol. 77, No 4, Apr. 1989.

[11] Haruo Akimaru and Konosuke Kawashima, Teletraffic : Theory and Applications, Springer-Verlag, 1993.

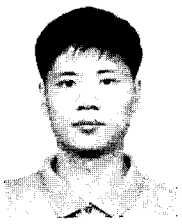
[12] A. Alan B. Pritsker, Introduction to Simulation and SLAM Ⅱ, Halsted Press, 1986.

저 자 소 개



沈 哉 廷(正會員)

1971년 9월 22일생. 1995년 2월 고려대학교 전자공학과 졸업(공학사). 1997년 8월 고려대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사). 1997년 9월 ~ 현재 고려대학교 대학원 전자공학과 박사과정 재학. 1997년 9월 ~ 현재 고려대학교 부설 정보·통신기술 공동연구소 연구원. 주관심분야는 개인이동 통신망, FPLMTS, B-ISDN/ ATM



張 景 訓(正會員)

1970년 2월 28일생. 1993년 2월 고려대학교 전자공학과 졸업(공학사). 1995년 2월 고려대학교 대학원 전자공학과 졸업(공학석사). 1997년 2월 고려대학교 대학원 전자공학과 박사과정 수료. 1997년 3월 ~ 현재 고려대학교 부설 정보·통신기술공동연구소 연구원. 주관심분야는 개인이동 통신망, FPLMTS, AIN, B-ISDN/ATM

姜 景 薰(正會員) 第 34卷 S編 第 2號 參照

金 惠 鎭(正會員) 第 30卷 A編 第 12號 參照
현재 고려대학교 전자공학과 교수