

핸드오프-상태모드를 갖는 개선된 셀룰러 IP 프로토콜의 설계 및 특성분석

정회원 김 덕 환*, 김 대 영**

Design and Characteristics Analysis of the Enhanced Cellular IP Protocol with Handoff-state Mode

Deok-Hwan Kim*, Dae-Young Kim** *Regular Members*

요 약

기존의 셀룰러 IP (CIP : Cellular IP) 프로토콜을 개선하기 위해, 본 논문에서는 각 노드에 통합된 페이징 및 루트 정보관리 캐시(PRC)를 구성하고, 그리고 각 노드 및 이동호스트가 핸드오프-상태모드를 갖는 개선된 셀룰러 IP (ECIP : Enhanced CIP) 프로토콜을 제안하였다. ECIP 프로토콜에 대하여 패킷 유실, 핸드오프 지연 및 네트워크 내 트래픽 부하 특성 등을 고찰한 결과, ECIP는 액세스 네트워크 내 노드와 이동호스트의 수, 노드 내 다운링크의 수, 그리고 네트워크 내 페이징 캐시의 분포비율이 증가할수록 CIP와 비교하여 크게 개선되었다.

ABSTRACT

To improve existing Cellular IP (CIP) protocol, this paper proposes the ECIP (Enhanced CIP) protocol with the combined paging and routing cache(PRC) in each node, and with handoff-state mode in nodes and mobile hosts. Also, we analyze performance characteristics of packet loss, handoff latency and network traffic load in the proposed ECIP protocol. In proportion as the number of ECIP nodes, mobile hosts, downlinks of node, and the paging cache distribution ratio in access network increased, the ECIP protocol is largely improved in comparison with CIP protocol.

1. 서론

최근 무선 이동망에 인터넷 서비스가 급격히 발전함에 따라, 네트워크 구조는 글로벌 인터넷 서비스와 증가하는 무선 사용자를 수용하기 위해 작은 크기의 셀로 구성되는 셀룰러 인터넷이 될 전망이다^[1]. 이러한 무선 셀룰러 네트워크 형태를 갖는 액세스 네트워크 내의 로컬이동성을 지원하기 위한 IP 마이크로 이동성 관리 기술로서 Hierarchical Mobile IP(HMIP)^[2], Cellular IP (이하 CIP라고 칭함)^[3~5] 및 HAWAII(Handoff Aware Wireless Access Internet Infrastructure)^[6] 프로토콜 등이 연

구되고 있다.

특히 CIP 프로토콜은 액세스 네트워크 내에서의 마이크로 이동성에는 비교적 우수하나, 페이징 영역 단위의 위치추적 기능으로 인하여 각 이동호스트(MH : Mobile Host)에 대한 고속의 위치추적을 수행하기에는 어려움이 있다. 또한 액세스 네트워크 내의 페이징과 루트를 관리하기 위해 각각 페이징 캐시(PC : Paging Cache)와 라우팅 캐시(RC : Routing Cache)를 사용하고 있는데, PC는 특정의 노드에만 선택적으로 사용되므로 초기 루트 설정시 PC를 이용할 경우 패킷의 브로드캐스팅을 필요로 하게 된다. 이에 따라 노드 내에 캐시 관리가 복잡하고 중복된 제어패킷이 다수 발생되어 네트워크

* 주성대학 정보통신학과

** 충남대학교 정보통신공학과

논문번호 : 010160-0628, 접수일자 : 2001년 6월 28일

내 트래픽 부하를 더욱 가중시키게 된다^{3~5)}. 한편, CIP에서 검토되고 있는 세미-소프트(semi-soft) 핸드오프 메커니즘은 MH가 핸드오프 이후에 즉시 패킷을 계속 수신할 수 있도록 보장해준다. 그러나 MH가 새로운 기지국(BS : Base Station)으로 이동할 때 새로운 매핑과 이전의 매핑이 “루트-타임아웃” 동안 최근접 교차노드(CoN : Cross-over Node)의 캐시 내에 공존하므로, CoN과 양 BS 간에 전달되는 중복된 데이터 트래픽으로 인해 네트워크 내 부하가 증가되는 단점이 있으며, 뿐만아니라 MH는 양 BS로부터 수신되는 패킷의 타이밍이 어긋날 경우 패킷이 중복 수신되거나 또는 유실될 수 있는 문제점도 지니고 있다³⁾.

이를 개선하기 위해, 본 논문에서는 개선된 셀룰러 IP (ECIP : Enhanced CIP) 프로토콜을 제안하였다. ECIP는 액세스 네트워크 내의 페이징과 루트를 관리하기 위해 사용되었던 PC와 RC를 새로운 PRC(Paging-Routing Cache) 캐시 하나로 통합 관리하고, 모든 노드 내에 구성하여 운용토록 하였다. 또한 MH의 핸드오프 및 로밍 상태를 효율적으로 전담하여 운용관리할 수 있도록, MH에 핸드오프-상태모드를 추가하고, 각 노드에서 관련 기능을 수행토록 하는 준소프트(quasi-soft) 핸드오프 메커니즘을 제안하였다. 이 메커니즘은 MH가 액세스 네트워크 내에서 이동할 경우 핸드오프-상태를 신속하고 효율적으로 처리하기 위해, “핸드오프-상태(handoff-state) 패킷”과 “이전-경로-종단(old-path-end) 패킷”을 사용하였다.

서론에 이어서 II장에서는 새롭게 제안된 ECIP 프로토콜의 구조를 설계하고, III장에서는 액세스 네트워크 내의 ECIP 노드와 MH의 동작 알고리즘을 기술하였다. 그리고 IV장에서는 ECIP 프로토콜에 대한 패킷 유실, 핸드오프 지연 및 네트워크 트래픽 부하 등에 대한 특성 분석을 다루고 그 개선 정도를 고찰하였으며, 끝으로 V장에서 결론을 맺었다.

II. 핸드오프-상태모드를 갖는 Cellular IP 프로토콜의 구조설계

1. 제안된 ECIP 프로토콜의 기본 설계개념

CIP에서는 액티브 MH에 대한 “루트-갱신시간” 주기가 너무 긴 경우, 핸드오프 시에 이전의 경로를 통해 전달되는 데이터 패킷의 양이 많아지면 이들 패킷의 다수가 유실 또는 중복전달 될 수 있다. 그러나 이 주기가 너무 짧은 경우, 네트워크 내에 제

어패킷(즉 시그널링)의 양이 증대되어 트래픽 부하에 큰 영향을 미친다^{3~5)}. 따라서 이를 개선하기 위해, ECIP에서는 MH 내에 핸드오프-상태모드를 하나 더 추가하여 운용하고, 핸드오프-상태와 액티브 및 아이들-상태를 구분하여 동작토록 하였다. 즉 액티브 및 아이들-상태에서는 긴 주기의 갱신 패킷을, 그리고 핸드오프-상태에서만 짧은 주기의 갱신 패킷을 전송토록 하였다.

또한 CIP에서는 아이들 MH에 대한 페이징이 네트워크 내의 특정 노드에서만 관리되므로, PC가 없는 노드에서는 외부로부터 데이터 패킷을 수신시 경로 설정을 위해 노드 내 모든 다운링크로 패킷을 브로드캐스팅 한다. 이 결과 네트워크 내의 페이징 패킷 또는 데이터 패킷의 수가 폭증하게 되며, 네트워크 규모가 클 경우 이 시간이 길어지므로 실시간을 필요로 하는 트래픽 전송이 불가능해진다^{3~5)}. 이를 개선하여 아이들 MH에 대한 위치추적(페이징) 기능과 고속 페이징 및 라우팅이 가능하도록 하기 위해, ECIP에서는 네트워크 내 모든 노드에서 라우팅 기능 외에 페이징 기능도 구현하였다.

이와같은 기능을 보완하기 위해, 제안된 ECIP 프로토콜에서는 “준-소프트 핸드오프 메커니즘”과 “통합 페이징-라우팅 캐시(PRC)”를 도입하였고, 이를 효율적으로 운용하기 위해 “핸드오프-상태모드”를 별도로 추가하였다. 그림 1은 제안된 ECIP 프로토콜의 기본적인 설계개념을 나타낸 것이다.

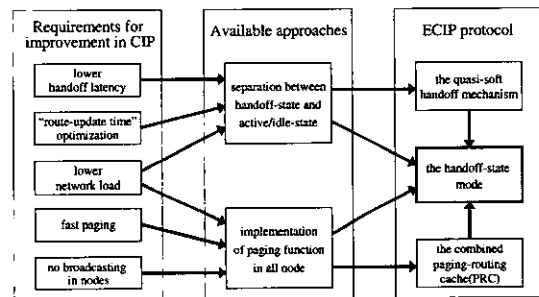


그림 1. 제안된 프로토콜의 기본 설계개념

2. 통합 “페이징-라우팅 캐시(PRC)”의 구성

기존의 CIP에서는 아이들 및 액티브 MH에 대한 페이징과 루트 정보관리를 위해 노드 내에 PC 및 RC 등 2개의 캐시 기능을 수행하였는데^{3~5)}, ECIP에서는 이를 PRC 캐시 하나로 통합 운용관리하고 네트워크 내 모든 노드에 구성하여 운용토록 하였다. 이러한 통합 PRC 캐시의 운용이 가능한 이유는, 아이들 및 액티브-상태와 핸드오프-상태를 구분

하여 운용하고, 또한 모든 노드에서 페이징 및 라우팅 기능을 수행하기 때문이다. 그림 2는 ECIP에서 MH의 상태모드와 ECIP 노드의 PRC 간에 상호 동작 관계를 나타낸 것이다.

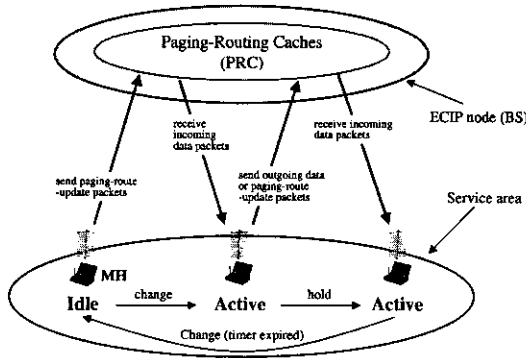


그림 2. 통합된 페이징-라우팅 캐시의 운용

CIP에서는 PC와 RC 2개가 사용되었고 PC가 특정의 노드에만 제한적으로 구성되어 있었던 것에 비해, ECIP에서는 모든 노드에 PRC 하나로만 구성되어 운용되고 있다. 따라서 PRC의 동작은 MH의 동작상태에 따라 사용목적과 운용형태가 다르다. 즉, 아이들-상태를 갖는 MH를 위해서는 고속 위치관리용으로 사용되고, 액티브 및 핸드오프-상태를 갖는 MH를 위해서는 라우팅 목적으로 사용된다. 또한 아이들 및 액티브 MH에 대해서는 이동성 시간간격의 비교적 긴 주기인 “페이징-루트-갱신시간” 간격으로 “페이징-루트-갱신 패킷”이 전송되어 PRC를 갱신하지만, 핸드오프 MH에 대해서는 패킷 전송간격의 비교적 짧은 주기인 “핸드오프-상태-갱신시간” 간격으로 “핸드오프-상태-갱신 패킷”이 전송되어 PRC를 갱신한다.

표 1. PRC의 동작

Classification	Operation of PRC	
	In Idle or Active state	In Handoff state
Refreshed by	Data packets, Paging-route-update packets	Data packets, Handoff-state packets
Updated by	Paging-route-update packets	Handoff-state packets
Updated when	Moving to a new cell, or after paging-route-update-time	After handoff-state-update-time
Purpose	Location management, or Route downlink	Route downlink
Time scale	Inter-mobility	Inter-sending packet

표 1은 ECIP 노드 내 PRC의 동작을 설명한 것이다. 통합 PRC 캐시를 사용함으로써 네트워크 내 트래픽 부하의 감소와 대역폭 증대를 가져올 수 있

으며, 노드에서 메모리(캐시) 관리가 용이하고 메모리 용량과 패킷 처리시간이 매우 감소될 것이다. 또한 모든 노드에서 페이징 기능을 수행하고 있기 때문에 고속 페이징이 가능하여, 향후 실시간 멀티미디어 서비스를 쉽게 수용할 수 있을 것이다.

3. 제안된 “준-소프트(Quasi-soft) 핸드오프 메커니즘”의 기본 원리

CIP에서 사용하는 세미-소프트 핸드오프 메커니즘에서는 네트워크 내에 중복된 트래픽으로 인한 트래픽 부하의 증가 문제와 MH에서 패킷 스트림의 동기 문제가 발생하는데^{1)~2)}, 이를 개선하기 위해서는 핸드오프-상태인 경우에 CoN 내에서의 동작을 개선할 필요가 있다. 즉 CoN에서 핸드오프 발생을 인식하면 즉시 이전의 BS에서 새로운 BS로 다운로드 크의 전환이 이루어지도록 매핑을 변경하고, 이전의 매핑은 클리어 한다. 또한, MH의 신속한 핸드오프 전환을 위해 이러한 동작 상태를 MH에게 알리기 위한 별도의 과정을 도입한다.

이를 실현하기 위해, 제안된 ECIP 프로토콜에서는 MH에 핸드오프-상태모드를 그림 3과 같이 별도로 추가하여 운용하였다. 아이들-상태모드와 액티브-상태모드에서의 기본적인 동작과정은 CIP에서와 동일하다. 그러나 ECIP에서 MH는 네트워크 내의 루트 정보를 제공하기 위해, 핸드오프-상태와는 별도로 액티브 및 아이들-상태에 대해서 “페이징-루트-갱신 패킷”을 “페이징-루트-갱신시간” 주기로 전송하도록 한다. 여기서 “페이징-루트-갱신시간” 주기는 CIP의 “페이징-갱신시간”과 동일하게 사용한다. 다만, 액티브 MH가 데이터 패킷을 전송할 때마다 “페이징-루트-갱신 패킷” 타이머가 리셋되고, 다음의 “페이징-루트-갱신 패킷”은 “페이징-루트-갱신시간” 이후에 전송된다.

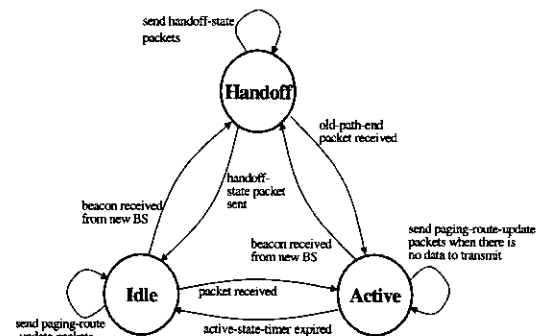


그림 3. ECIP에서 MH 내 상태모드의 동작

또한, 핸드오프-상태는 MH가 새로운 BS로 이동할 때마다 전환되며, MH가 핸드오프-상태로 전환되기 이전의 상태에 따라 별개의 동작을 수행토록 하였다. 즉 이전의 상태가 아이들-상태인 경우는 실시간 위치 관리 기능을 수행하기 위해 필요한 것으로서, MH는 새로운 BS로부터 비콘 신호를 수신하면 핸드오프-상태로 전환되어 즉시 “핸드오프-상태 패킷”을 새로운 BS로 전달한 후 아이들-상태로 복귀된다. 반면에 이전의 상태가 액티브-상태인 경우는 데이터 손실이 없이 신속하게 핸드오프 기능을 수행해야 되는데, 따라서 MH는 새로운 BS로부터 비콘 신호를 수신하면 핸드오프-상태로 전환되어 즉시 “핸드오프-상태 패킷”을 새로운 BS로 전달한 후 다시 이전의 BS로부터 데이터 패킷 수신을 계속한다. 이때 MH는 핸드오프를 신속하게 처리하기 위해, “핸드오프-상태 패킷”을 “페이징-루트-갱신 패킷” 전송 간격보다 짧은 주기로서 CIP의 “루트-갱신시간”과 동일한 주기로 새로운 BS로 전송하며, 이전의 BS로부터는 데이터 패킷 수신을 유지한다. 핸드오프 중에 MH에서 생성되는 데이터 패킷은 새로운 BS를 통해서만 전달된다. 이러한 과정은 MH가 이전의 BS로부터 “이전-경로-종단 패킷”이 수신될 때까지 계속되며, 이 제어패킷이 수신될 경우 MH는 즉시 액티브-상태로 복귀되고 새로운 BS로의 수신을 전환한다.

이와같은 ECIP에서의 핸드오프 동작과정은 그림 4와 같다. MH가 새로운 BS로부터 비콘 신호를 수신하면 핸드오프가 시작되는 것으로 인식하고, 즉시 이전 BS로 “페이징-루트-갱신 패킷”을 그리고 새로운 BS로는 “핸드오프-상태 패킷”을 전송한 후, 다시 이전 BS로 수신상태를 돌려서 “이전-경로-종단 패킷”이 수신될 때까지 데이터 패킷을 계속하여 수신한다. “핸드오프-상태 패킷”을 수신한 MH의 최근

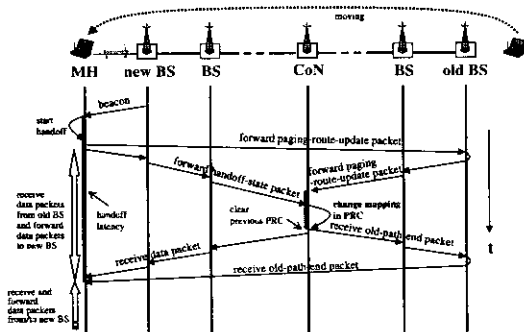


그림 4. ECIP에서 준소프트 핸드오프 메커니즘의 패킷 흐름도

접 CoN에서는 페이징 및 루트 정보를 통합하여 저장하고 있는 PRC 캐시 내의 이전 경로에 대한 매핑을 클리어하고 새로운 경로에 대한 매핑을 설정한다.

이어서 이전 경로로는 “이전-경로-종단 패킷”을 전송하고, 새로운 경로로는 핸드오프 이후에 수신되는 데이터 패킷을 전송한다. MH는 이전 경로로부터 “이전-경로-종단 패킷”을 수신할 경우, 이전 BS로의 연결을 끊고 새로운 BS를 향하여 핸드오프 이후에 전달되어 오는 데이터 패킷을 수신한다.

여기서 MH가 핸드오프 발생직후에 이전의 BS로 “페이징-루트-갱신 패킷”을 전송하는 목적은, “핸드오프-상태 패킷”이 CoN에 도착되기 전까지 이전 BS로부터 CoN까지의 경로가 타임아웃되지 않도록 관련 노드내의 매핑을 재생하여 전송중인 패킷유실을 방지하기 위함이다. 또한 “핸드오프-상태 패킷”을 수신한 CoN에서는 이전 BS로의 매핑을 종료하고 새로운 BS로의 매핑을 생성하는데, 이것은 이후에 CoN에 도착되는 패킷들을 새로운 BS로만 전달하도록 하여 네트워크 내에 중복된 트래픽을 억제하기 위함이다. 한편, “이전-경로-종단 패킷”은 MH가 이전의 BS로부터 새로운 BS로의 전환점을 명확하게 표시하기 위해 사용되며, 이를 통해 핸드오프-상태가 신속하게 종료될 수 있다.

III. 제안된 프로토콜의 동작 알고리즘

1. ECIP 노드 내의 라우팅 알고리즘

액세스 네트워크 내의 각 ECIP 노드들은 전송되는 업링크 및 다운링크 패킷들에 대한 라우팅을 실시해야 한다. 먼저 ECIP 노드 내의 업링크 라우팅 알고리즘은 그림 5와 같이 설계될 수 있다. 업링크로 패킷이 수신되면 데이터 패킷 여부를 검사하여 데이터 패킷이면 PRC 내에 ‘SA=IFP_c’ 매핑 타이머를 리셋시킨 후 PRC에 매핑된 업링크로 패킷을 전달토록 한다. 그러나 데이터 패킷이 아닐 경우에는, PRC 내에 SA 매핑의 존재 여부를 검사하여 존재하지 않으면 PRC 내에 ‘SA=IFP_c’ 매핑을 생성하는 단계부터 계속해서 수행한다. 그리고 SA 매핑이 존재할 경우에는 패킷이 입력되었던 이전 포트와 현재 포트를 비교한다. 즉 ‘IFP_p=IFP_c’ 여부를 검사하여 동일하지 않을 경우에는 핸드오프가 발생되었을 때의 CoN 노드에 해당되며, 이 경우 이전의 경로로 “이전-경로-종단 패킷”을 전송한 후 PRC 내의 이전 매핑인 ‘SA=IFP_p’를 클리어하고, ‘SA=IFP_c’ 매핑을 새롭게 생성하는 단계부터 계속

해서 수행한다. 반면에 'IFP_p=IFP_c' 여부를 검사하여 동일할 때에는 핸드오프가 발생되지 않은 일반 노드에 해당되며, 이 경우 PRC 내의 매핑을 계속 유지하기 위해 매핑 타이머를 리셋시키며, 이후 PRC에 매핑된 업링크로 패킷을 전달한다.

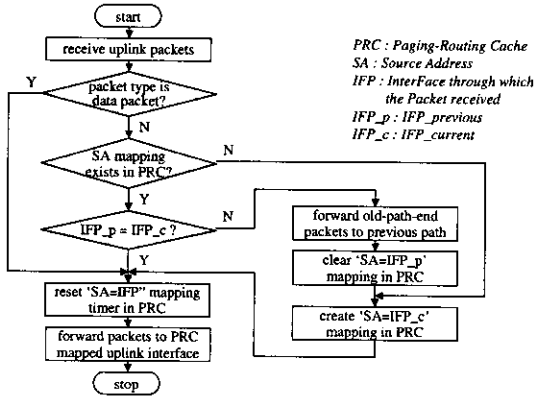


그림 5. ECIP의 업링크 라우팅 알고리즘

한편, ECIP 노드 내의 다운링크 라우팅 알고리즘을 설계하면 그림 6과 같다. 다운링크로 패킷이 수신될 경우 PRC 내에 DA 매핑의 존재 여부를 검사한다. 만일, 매핑이 존재하지 않으면 수신된 패킷을 폐기하고, 반대로 매핑이 존재하면 PRC 내에 매핑된 다운링크 인터페이스로 패킷을 전달토록 한다.

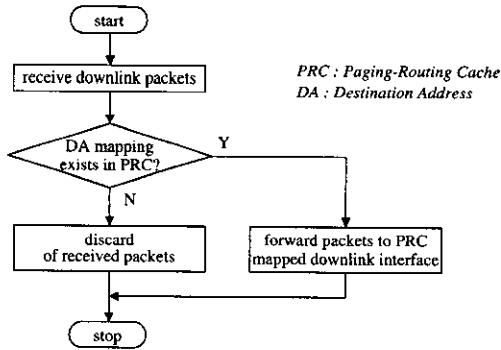


그림 6. ECIP의 다운링크 라우팅 알고리즘

2. MH 내의 상태모드 운용 알고리즘

ECIP 프로토콜이 적용된 액세스 네트워크 내의 MH는 아이들 및 액티브-상태모드 이외에 핸드오프-상태모드가 추가되어 동작해야 한다.

그림 7은 MH의 아이들-상태모드 동작 알고리즘을 나타낸 것이다. 아이들-상태모드에서는 “페이징-루트-갱신 패킷”을 전달하고 데이터 패킷의 수신 여

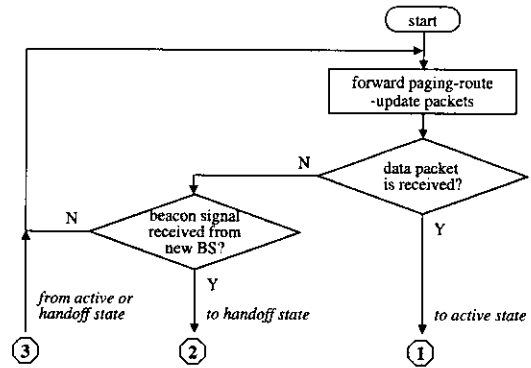


그림 7. 아이들-상태모드의 동작 알고리즘

부를 기다린다. 그리고 데이터 패킷의 수신 여부에 따라 액티브-상태모드로 전환되거나, 또는 아이들-상태모드에 있으면서 MH의 위치이동 여부를 검사한다.

그림 8은 MH의 액티브-상태모드 동작 알고리즘을 나타낸 것이다. 액티브-상태모드가 되면, 데이터 패킷을 수신하고 “액티브-상태-타이머”를 리셋시킨 후, MH가 전송할 데이터 패킷이 있는가를 검사한다. 전송할 데이터 패킷이 있는 경우 해당 데이터 패킷을 전달하고, 더 이상 전송할 데이터 패킷이 없거나 “액티브-상태-타이머”가 타임아웃 되었으면 아이들-상태모드로 전환되고, 그렇지 않으면 새로운 BS로부터 비콘신호가 수신되었는가를 검사한다. 만일 비콘신호가 수신되었으면 데이터 패킷의 전달 중에 핸드오프 상태가 발생된 것이며, 즉시 핸드오프-상태모드로 전환된다. 그러나 MH가 전송할 데이터 패킷이 없으면 “페이징-루트-갱신 타임아웃” 여부를 확인하고, “페이징-루트-갱신시간” 주기로 “페이징-루트-갱신 패킷”을 전송한다.

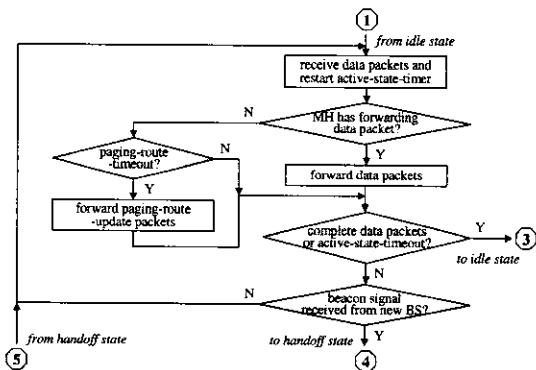


그림 8. 액티브-상태모드의 동작 알고리즘

한편, 그림 9는 MH 내 핸드오프-상태모드의 동

작 알고리즘을 나타낸 것이며, MH가 새로운 BS로 이동할 때마다 작동된다. 전환되기 이전의 상태가 아이들-상태모드인 경우, MH는 새로운 BS로부터 비콘 신호를 수신하면 핸드오프-상태모드로 전환되어 즉시 “핸드오프-상태 패킷”을 새로운 BS로 전달한 후 아이들-상태모드로 곧바로 복귀된다. 반면에 이전의 상태가 액티브-상태모드인 경우, MH는 새로운 BS로부터 비콘 신호를 수신하면 핸드오프-상태모드가 작동되어 즉시 “핸드오프-상태 패킷”을 새로운 BS로 전달한 후, 다시 이전의 BS로 방향을 돌려 “이전-경로-종단 패킷”이 수신될 때까지 데이터 패킷을 계속하여 수신하며, 이 제어패킷이 수신될 경우 MH는 즉시 액티브-상태모드로 복귀된다.

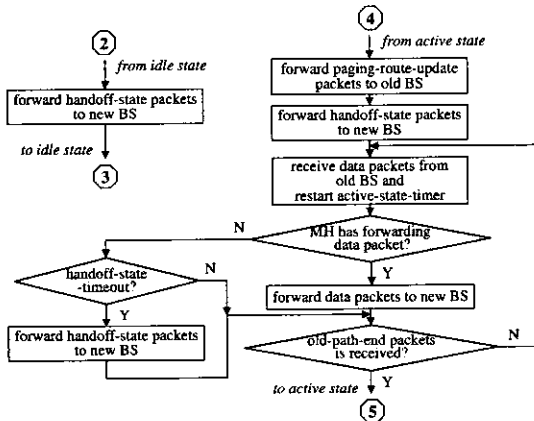


그림 9. 핸드오프-상태모드의 동작 알고리즘

IV. ECIP의 특성 고찰

1. 패킷 손실과 핸드오프 지연 특성

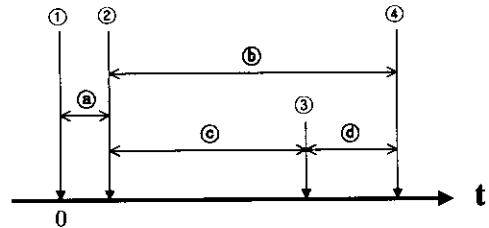
핸드오프 지연과 패킷 손실은 MH의 이동에 따른 분산 라우팅을 수행함으로써 발생하는 결과이다. 이 절에서는 핸드오프-상태가 진행되는 동안에 CIP와 ECIP 각각에 대해서 패킷 손실과 핸드오프 지연 특성을 고찰한다. 일반적으로 하드 핸드오프 중에 손실된 패킷의 수 L_{HO} 는 식 (1)과 같이 핸드오프 루프시간 T_{LOOP} 동안에 CoN에서 동작하는 패킷 수와 같다.

$$L_{HO} = r_{AP} \times T_{LOOP} \text{ [bits]} \quad (1)$$

여기서, r_{AP} 는 다운링크 패킷의 도착률이며, T_{LOOP} 는 CoN에서 MH의 이전 위치까지의 전송시간에 MH의 현 위치에서 CoN까지의 전송시간을 더한 값으로서 MH와 CoN 간의 라운드트립(round-

trip) 지연과 동일하다. T_{LOOP} 는 세미-소프트 핸드오프를 수행하는 CIP와 준-소프트 핸드오프를 수행하는 ECIP 에서 둘 다 동일한 값을 가지므로, 이때 발생하는 패킷 손실도 동일한 것으로 볼 수 있다. 그러나, 세미-소프트 핸드오프를 수행하는 CIP인 경우에 CoN에서 이전 및 새로운 BS로 패킷을 중복 송출하는데, 이때 MH에서 이들 패킷들의 동기가 맞지 않을 경우 패킷이 유실될 수 있다¹¹⁾. 이러한 문제점들은 ECIP에서 “핸드오프-상태(handoff-state) 패킷”과 “이전-경로-종단(old-path-end) 패킷”을 사용함으로써 해결할 수 있다¹⁴⁾.

한편, 핸드오프 지연은 일반적으로 MH가 핸드오프를 수행한 후에 정상 트래픽 처리로 되돌아 갈 때까지 소요되는 시간으로서, ECIP에서는 MH가 액티브-상태에서 핸드오프-상태로 전환된 이후 다시 액티브-상태로 되돌아오는 시간이다. 핸드오프 지연 T_{HO} 는 CIP와 ECIP에서의 핸드오프 메커니즘에 의존하기 때문에 상이한 값을 갖는다. 네트워크 내의 전송 지연을 무시할 경우, CIP에서의 세미-소프트 핸드오프 지연과 ECIP에서의 준-소프트 핸드오프 지연에 대한 타이밍도는 그림 10과 같이 표현할 수 있다.



- ① receive beacon signal from new BS
- ② CIP : forward semi-soft-route-update packet to new BS
ECIP : forward handoff-state packet to new BS
- ③ receive old-path-end packet from old BS
- ④ receive last data packet from old BS

그림 10. 핸드오프 지연의 타이밍도

그림 10에서 CIP와 ECIP에서의 핸드오프 지연은 각각 “ $T_{HO-CIP} = a + b$ ” “ $T_{HO-ECIP} = c + d$ ”가 되고, “ $T_{HO-ECIP} < T_{HO-CIP}$ ”가 됨을 알 수 있다. 또한 a 는 “루트-타임아웃”을 T_{OR} , “루트-갱신 시간”(ECIP에서는 “페이징-루트-갱신시간”으로 칭함)을 T_{RU} 라고 할 경우, 식 (2)와 같이 근사적으로 표현될 수 있으며, 그림 10의 타이밍도에 의하면 T_{HO-CIP} 와 $T_{HO-ECIP}$ 는 각각 식 (3)과 (4)로 다시 나타낼 수 있다.

$$\textcircled{a} \approx TO_R - \frac{T_{RU}}{2} \quad (2)$$

$$T_{HO-CIP} \approx T_{LOOP} + (TO_R - \frac{T_{RU}}{2}) \text{ [sec]} \quad (3)$$

$$T_{HO-ECIP} \approx T_{LOOP} \text{ [sec]} \quad (4)$$

식 (2)~(4)로부터 ECIP가 CIP에 비해서 ④ 시간만큼 빠르게 핸드오프-상태가 종료되며, 또한 CIP에서는 ④ 시간동안 패킷의 중복과 패킷손실이 증가될 수 있음을 알 수 있다.

식 (3)과 (4)에서 나타낸 바에 의하면 ECIP에서 핸드오프 지연은 TO_R 과 T_{RU} 에 관계없이 일정한 반면에, CIP에서는 TO_R 가 클수록 비례하여 크게 증가하며, T_{RU} 가 작을수록 핸드오프 지연이 약간 증가함을 보였다. 이상의 결과로 보면 ECIP가 CIP에 비해서 핸드오프 지연이 " $TO_R - (T_{RU}/2)$ "만큼 감소되고, 특히 ECIP에서는 TO_R 과 T_{RU} 에 영향을 받지 않으므로, 핸드오프-상태모드의 도입에 따른 액세스 네트워크 내에 미치는 영향이 거의 없다는 결과를 얻을 수 있다.

2. 핸드오프 중에 네트워크 트래픽 부하 특성

이 절에서는 핸드오프-상태가 진행되는 동안에 CIP와 ECIP 각각에 대해서 네트워크 내 트래픽 부하의 변화특성을 고찰한다. 먼저 하나의 MH에 핸드오프가 발생할 경우, 이전의 경로로 전달되는 평균 송신패킷의 양 Q_{OLD} 를 계산하면 식 (5)와 같다.

$$Q_{OLD} = Q_{TO_R} - \widehat{Q_{T_{RU}}} \text{ [bits]} \quad (5)$$

여기서 Q_{TO_R} 는 "루트-타임아웃" 시간에 수신되는 데이터 패킷의 양이며, $\widehat{Q_{T_{RU}}}$ 는 "루트-갱신시간"에 수신되는 평균 패킷의 양이다. 따라서 Q_{OLD} 는 그림 10과 식(2)에 의하면 ④값에 좌우되며, TO_R 값이 짧거나 T_{RU} 값이 길 경우에 감소될 수 있다. CIP에서 $Q_{OLD-CIP}$ 는 헤더가 포함된 수신 데이터 패킷의 양을 γ 라고 할 경우, 식 (2)에 따라 식 (6)과 같이 나타낼 수 있다.

$$\begin{aligned} Q_{OLD-CIP} &= \gamma \times a \times T_{RU} - \frac{1}{2} \times \gamma \times T_{RU} \\ &= \gamma \times T_{RU} \times (a - \frac{1}{2}) \text{ [bits]} \end{aligned} \quad (6)$$

여기서, a 는 "루트-타임아웃"과 "루트-갱신시간"

의 비율이며, 따라서 식 (2)에서 표시된 "루트-타임아웃"은 " $TO_R = a \times T_{RU}$ [sec]"로 나타낼 수 있다.

Q_{OLD} 를 줄이기 위해서는 γ 가 일정하다고 가정할 경우 TO_R 을 줄여야 할 것이다. 그러나, 이 값이 너무 작을 경우 네트워크 내에 제어패킷의 트래픽 부하가 증대되고, 또한 루트 갱신 이전에 각 노드 내에 매핑이 클리어 되어 이후에 수신되는 데이터 패킷 스트림이 유실될 수 있다. 이를 개선하기 위해서 ECIP는 준-소프트 핸드오프 메커니즘을 이용하는데⁽⁴⁾, 이 메커니즘은 CoN 노드에서 새로운 BS를 통해 "핸드오프-상태 패킷"을 수신하게 되면 CoN 내의 매핑을 새로운 BS로 변경하고 동시에 이전에 설정된 매핑을 클리어 함으로써, 핸드오프 이후에 이전의 경로로 전달되는 패킷을 중지시킨다. 따라서 그림 10에 의하면 " $Q_{OLD-ECIP} = 0$ "이 된다.

만일, T 시간동안에 하나의 MH에 핸드오프가 발생할 경우, 이전의 경로로 전달되는 패킷의 양 $Q_{OLD_{tot}}$ 는 1회 핸드오프 시에 이전의 경로로 전달되는 패킷의 양 Q_{OLD} 에, 시간 T 동안에 핸드오프 발생 회수 N_{HO} 를 곱함으로써 얻어질 수 있으며, 즉 " $Q_{OLD_{tot}} = Q_{OLD} \times N_{HO}$ "와 같이 나타낼 수 있다. 여기서, N_{HO} 는 시간 T 동안에 발생하는 핸드오프 회수로서, 셀 내 소요시간이 T_H 인 경우 " $N_{HO} = T/T_H$ "로 된다. 따라서 CIP에서 $Q_{OLD_{tot}-CIP}$ 는 식 (7)과 같이 계산될 수 있으며, ECIP에서는 $Q_{OLD-ECIP}$ 가 0 이므로 " $Q_{OLD_{tot}-ECIP} = 0$ "이 된다.

$$\begin{aligned} Q_{OLD_{tot}-CIP} &= Q_{OLD-CIP} \times \frac{T}{T_H} \\ &= \frac{T \times \gamma \times T_{RU} \times (a - \frac{1}{2})}{T_H} \text{ [bits]} \end{aligned} \quad (7)$$

이와같이 CIP에서는 핸드오프 시에 이전의 경로를 통해 중복되어 전송되는 패킷의 양이 TO_R 에 비례하여 크게 증대되지만, 반면에 ECIP는 중복된 패킷의 양이 전혀 없으므로 네트워크 내 트래픽 부하와 패킷의 유실 면에서 크게 개선될 수 있다.

CIP에서 액티브-상태에 있는 하나의 MH가 T 시간동안에 핸드오프로 인하여 발생하는 네트워크 내 전체 패킷양 $Q_{HO_{tot}}$ 은 "루트-갱신 패킷"의 양 Q_{RUP} 와 핸드오프 시에 발생하는 이전 경로의 데이터 패킷양 $Q_{OLD_{tot}}$ 의 합, 즉 " $Q_{HO_{tot}} = Q_{RUP} + Q_{OLD_{tot}}$ "으로 나타낼 수 있다. 1개의 MH가 T 시

간 동안 액세스 네트워크 내에서 전송되는 “루트-갱신 패킷”(ECIP에서는 “페이징-루트-갱신 패킷”으로 칭함)의 양 Q_{RUP} 를 계산하면 식 (8)과 같다.

$$Q_{RUP} = \frac{S_{RUP} \times b \times T}{T_{RU}} \quad [bits] \quad (8)$$

여기서, b 는 MH에서 데이터 패킷의 송신이 없는 경우에 “루트-갱신 패킷”의 전송비율이고, S_{RUP} 는 “루트-갱신 패킷”의 크기이다. 그런데 $Q_{RUP-CIP}$ 에서는 루트-갱신 주기를 “루트-갱신시간” T_{RU} 간격으로 수행하므로 식 (8)과 동일한 값이 되지만, ECIP에서는 “페이징-루트-갱신시간” T_{PRU} 간격으로 수행하는데, T_{PRU} 는 CIP의 “페이징-갱신시간” T_{PU} 와 동일한 값을 사용하므로, $Q_{RUP-ECIP}$ 는 식 (9)와 같이 표현된다.

$$Q_{RUP-ECIP} = \frac{S_{RUP} \times b \times T}{T_{PU}} \quad [bits] \quad (9)$$

또한, ECIP에서는 핸드오프가 발생 시에 MH가 이전의 BS로부터 “이전-경로-종단 패킷”을 수신함으로써 핸드오프-상태가 종료되는데, MH가 핸드오프-상태모드로 작동중인 핸드오프-상태의 지속시간 T_{HOLD} 동안에 “핸드오프-상태 패킷”의 양 $Q_{HOP-ECIP}$ 는, “핸드오프-상태 패킷”의 크기를 S_{HOP} 라고 할 경우 식 (10)과 같이 나타낼 수 있다.

$$Q_{HOP-ECIP} = \frac{S_{HOP} \times T_{HOLD}}{T_{RU}} \times \frac{T}{T_H} \quad [bits] \quad (10)$$

ECIP에서는 “핸드오프-상태 패킷”이 “핸드오프-상태-갱신시간” T_{HU} 간격으로 전송되며, 이 값은 CIP의 “루트-갱신시간” T_{RU} 와 동일한 값을 사용한다. 따라서, 식 (10)에서와 같이 T_{RU} 를 사용한 것이며, 식 (7)~(10)을 이용하여 CIP와 ECIP에서의 $Q_{HO_{TOT}}$ 를 계산하면 각각 식 (11) 및 (12)와 같다.

$$\begin{aligned} Q_{HO_{TOT}-CIP} &= Q_{RUP-CIP} + Q_{OLD_{TOT}-CIP} \\ &= \frac{S_{RUP} \times b \times T}{T_{RU}} + \frac{T \times \gamma \times T_{RU} \times (\alpha - \frac{1}{2})}{T_H} \quad [bits] \end{aligned} \quad (11)$$

$$\begin{aligned} Q_{HO_{TOT}-ECIP} &= Q_{RUP-ECIP} + Q_{HOP-ECIP} \\ &= \frac{S_{RUP} \times b \times T}{T_{PU}} + \frac{S_{HOP} \times T_{HOLD}}{T_{RU}} \times \frac{T}{T_H} \quad [bits] \end{aligned} \quad (12)$$

그림 11은 식 (11)과 (12)를 이용하여 액세스 네트워크 내에서 MH와 T_{RU} 의 변화에 따른 $Q_{HO_{TOT}-CIP}$ 와 $Q_{HO_{TOT}-ECIP}$ 를 나타낸 것이다. 그림 11에 의하면 ECIP에서는 CIP와 비교해서 액세스 네트워크 내의 트래픽이 현저하게 낮아짐을 알 수 있다. 특히 CIP와 ECIP 모두에서 MH의 수가 증가할수록 패킷의 양은 증가하지만, 그 정도는 CIP에서 월등하게 크다. 또한 T_{RU} 값에 따라 패킷의 양이 변화됨을 알 수 있는데, 그 이유는 이 값이 작을수록 빈번한 루트갱신으로 인하여 제어패킷의 양이 증가되고, 식 (2)에서와 같이 핸드오프 지연에 영향을 미치기 때문이다.

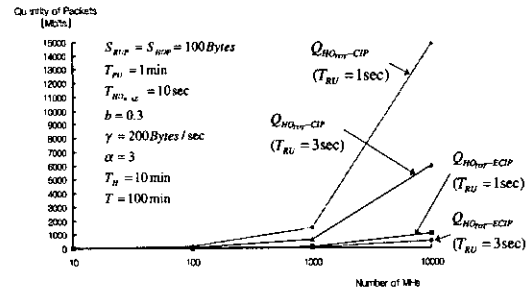


그림 11. MH 및 T_{RU} 의 변화에 따른 핸드오프로 인한 패킷의 양

이상의 결과로 보면, CIP와 ECIP 모두에서 액세스 네트워크 내의 트래픽 부하와 핸드오프 지연 등을 고려한 핸드오프 성능을 향상시키기 위해서는, 이들 값에 큰 영향을 미치는 요소로서 CIP에서는 “루트-타임아웃” T_{OR} 와 “루트-갱신시간” T_{RU} 를, 그리고 ECIP에서는 “페이징-루트-갱신시간” T_{PRU} (T_{PU} 와 동일)와 “핸드오프-상태-갱신시간” T_{HU} (T_{RU} 와 동일)를 적절한 값으로 결정해 주어야 한다는 사실을 알 수 있다.

3. 통합캐시 사용에 따른 제어패킷의 부하 특성

이 절에서는 페이징 및 루트 정보관리를 위해 하나의 통합 캐시 PRC를 사용하는 ECIP인 경우와, 이들을 분리 운영하는 CIP인 경우를 비교한 액세스 네트워크 내의 트래픽 부하특성을 고찰한다. MH가 액티브-상태모드로 동작중인 경우, CIP와 ECIP에서 1개의 MH가 T 시간 동안 액세스 네트워크 내에서 “루트-갱신 패킷”의 전송비용 즉, 전송되는 “루트-갱신 패킷”의 양 $Q_{RUP-CIP}$ 및 $Q_{RUP-ECIP}$ 는 각각 식 (8) 및 (9)와 같이 나타낼 수 있다.

그리고, MH가 아이들-상태모드인 경우 CIP와 ECIP에서 1개의 MH가 T 시간 동안 액세스 네트워크 내에서 “페이징-갱신 패킷”(ECIP에서는 “페이징-루트-갱신 패킷”으로 칭함)의 전송비용 즉, 전송되는 “페이징-갱신 패킷”의 양 Q_{PUP} 는 식 (13)과 같이 표현될 수 있다.

$$Q_{PUP} = \frac{S_{PUP} \times C_{PUP} \times T}{T_{PU}} \quad [bits] \quad (13)$$

여기서, C_{PUP} 는 “페이징-갱신 패킷”의 전송회수이고, S_{PUP} 와 T_{PU} 는 각각 “페이징-갱신 패킷”의 크기와 “페이징-갱신시간”(ECIP에서는 “페이징-루트-갱신시간”으로 칭함)의 주기를 의미한다. 액세스 네트워크 내에 N개의 페이징 영역이 있고, 또한 각 페이징 영역에 m개의 셀이 구성될 경우, CIP와 ECIP에서의 “페이징-갱신 패킷”의 전송회수는 각각 “ $C_{PUP-CIP} = N$ ” 및 “ $C_{PUP-ECIP} = N + m$ ”와 같다. 만일 MH가 p개 접속된다면, “ $C_{PUP-CIP} = p \times N$ ” 및 “ $C_{PUP-ECIP} = p \times (N + m)$ ”으로 된다. 따라서, 식 (13)을 이용하면 $Q_{PUP-CIP}$ 와 $Q_{PUP-ECIP}$ 는 각각 식 (14)와 (15)로 나타낼 수 있다.

$$Q_{PUP-CIP} = \frac{S_{PUP} \times C_{PUP-CIP} \times T}{T_{PU}} = \frac{S_{PUP} \times N \times T}{T_{PU}} \quad [bits] \quad (14)$$

$$Q_{PUP-ECIP} = \frac{S_{PUP} \times C_{PUP-ECIP} \times T}{T_{PU}} = \frac{S_{PUP} \times (N + m) \times T}{T_{PU}} \quad [bits] \quad (15)$$

이상을 종합하여 CIP와 ECIP에서 액세스 네트워크 내 전체 제어패킷의 양을 계산하면, $Q_{TOT-CIP}$ 는 식 (8)과 (14)를, 그리고 $Q_{TOT-ECIP}$ 는 식 (9), (10) 및 (15)를 이용하여 계산할 수 있고, 이들은 각각 식 (16) 및 (17)과 같이 된다. 그림 12와 13은 $Q_{TOT-CIP}$ 와 $Q_{TOT-ECIP}$ 에 대하여 MH와 m 및 b의 변화에 따라 나타낸 것이다.

$$Q_{TOT-CIP} = Q_{RUP-CIP} + Q_{PUP-CIP} \quad [bits] \quad (16)$$

$$Q_{TOT-ECIP} = Q_{RUP-ECIP} + Q_{HOP-ECIP} + Q_{PUP-ECIP} \quad [bits] \quad (17)$$

그림 12 및 13에 의하면 CIP와 ECIP 모두에서

MH의 수가 증가할수록 제어패킷의 양은 증가한다. 그러나, 그림 12에서 m이 증가할 경우 CIP에서는 변화가 없으며 ECIP에서는 비례하여 증가한다. 동일한 조건일 경우 페이징 영역 내에 셀(즉, 기지국 또는 노드)의 수 m이 약 15개 이하인 경우에는 오히려 ECIP에서의 제어패킷의 양이 CIP에서보다 작다. 특히, ECIP에서 핸드오프 중에 있는 MH가 “핸드오프-상태 패킷”을 T_{RU} 주기와 동일한 “핸드오프-상태-갱신시간” 간격으로 전송하지만, 핸드오프-상태의 지속시간이 매우 짧기 때문에 액세스 네트워크 내의 트래픽에는 많은 영향을 미치지 못한다.

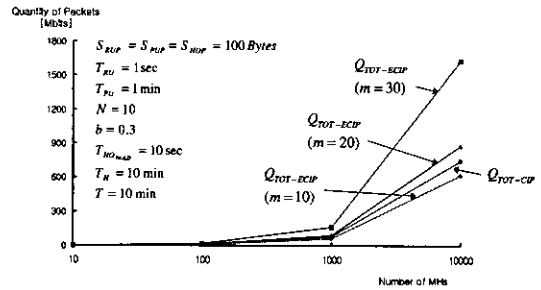


그림 12. MH 및 m의 변화에 따른 액세스 네트워크 내 제어패킷의 양

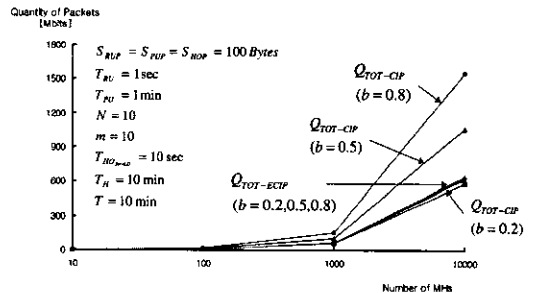


그림 13. MH 및 b의 변화에 따른 액세스 네트워크 내 제어패킷의 양

따라서 CIP에서 페이징 영역은 네트워크 토폴로지에 따라 구성되는데, 일반적으로 m이 그다지 크지 않기 때문에 오히려 CIP와 비교해서 ECIP가 개선될 수 있을 것이다. 한편, 그림 13에 의하면 b가 증가할 경우에 ECIP에서는 거의 변화가 없으나 CIP에서는 비례하여 급격하게 증가한다. 그리고 CIP에서 b가 약 0.2까지는 ECIP보다 낮지만, 약 0.2 이상인 경우에는 ECIP보다 훨씬 높다. 이는 ECIP가 액세스 네트워크 내의 MH의 동작모드에 거의 영향을 받지 않는 반면에, CIP는 MH의 동작 모드 분포에 큰 영향을 받는 것을 의미하므로,

ECIP가 CIP와 비교해서 우수함을 알 수 있다.

한편, CIP와 ECIP에서는 각각 b 와 m 의 변화에 영향을 받는데, 이는 각각 “루트-갱신 패킷”의 양과 페이징 영역 내의 셀 수에 민감하기 때문이다. 향후, 이들 각 요소에 대해서 액세스 네트워크의 서비스 유형과 네트워크 토폴로지 등에 따라 효율적으로 운용할 수 있는 최적값에 대한 연구가 필요하다.

4. 초기 수신 데이터패킷에 대한 트래픽 부하 특성

이 절에서는 MH가 아이들-상태에서 HA로부터 첫 번째 데이터 패킷을 수신시 네트워크 내에 데이터 패킷량 Q_{IDP} 즉, 첫 번째 데이터 패킷의 네트워크 내 전송비용을 계산한다. 먼저 CIP에서의 $Q_{IDP-CIP}$ 는 네트워크 내의 모든 노드가 PC를 갖고 있지 않으므로 식 (18)과 같이 나타낼 수 있다.

$$Q_{IDP-CIP} = Q_{IDP-NPC} + Q_{IDP-PC} \text{ [bits]} \quad (18)$$

여기서 $Q_{IDP-NPC}$ 는 노드 내에서 PC가 없는 경우에 발생하는 데이터 패킷량이고, Q_{IDP-PC} 는 노드 내에서 PC가 있는 경우에 발생하는 데이터 패킷량으로서 각각 식 (19) 및 (20)과 같이 표현될 수 있다.

$$Q_{IDP-NPC} = S_{IDP} \times N_{NODE} \times c \times N_{DL} \text{ [bits]} \quad (19)$$

$$Q_{IDP-PC} = S_{IDP} \times N_{NODE} \times (1-c) \text{ [bits]} \quad (20)$$

여기서 S_{IDP} 는 초기 데이터 패킷의 크기이고, N_{NODE} 는 액세스 네트워크 내 전체 노드의 수이며, N_{DL} 은 노드 내에 다운로드의 평균 개수를 나타낸다. 그리고 c 는 액세스 네트워크 내 전체 노드에서 PC를 가지고 있지 않는 노드의 비율을 나타내며, PC를 가지고 있는 노드의 비율을 d 라고 하면, “ $c + d = 1$ ”가 된다. 따라서 Q_{IDP-PC} 에서는 PC에 매핑된 다운로드로만 패킷을 전달하게 되므로 “ $N_{DL} = 1$ ”이 되어 식 (20)과 같이 된다. 식 (18)~(20)을 이용하면 CIP에서의 $Q_{IDP-CIP}$ 는 식 (21)과 같으며, ECIP에서는 네트워크 내의 모든 노드가 PC를 가지고 있으므로 $Q_{IDP-ECIP}$ 는 식 (22)와 같이 된다.

$$Q_{IDP-CIP} = S_{IDP} \times N_{NODE} \times ((c \times N_{DL}) + d) \text{ [bits]} \quad (21)$$

$$Q_{IDP-ECIP} = S_{IDP} \times N_{NODE} \text{ [bits]} \quad (22)$$

그림 14와 15는 CIP와 ECIP에서 N_{NODE} 와 N_{DL} 및 c 의 변화에 따른 액세스 네트워크 내 첫 번째

수신 데이터 패킷의 양을 나타낸 것이다. 그림 14 및 15에 의하면 액세스 네트워크 내에 노드의 수가 증가할수록 모든 경우에 대해서 패킷의 양이 증가한다. 그러나 ECIP에서는 N_{DL} 과 c 에 영향을 받지 않으며, CIP에서는 N_{DL} 및 c 의 증가에 따라 패킷의 양이 급격하게 증가함을 알 수 있다. 이상의 결과는 CIP를 사용하는 액세스 네트워크 내에 PC가 없는 노드에서 페이징 및 리우팅을 위해 다운로드 크로 데이터 패킷 또는 페이징 패킷 등 제어패킷을 브로드캐스팅 함으로써 나타나게 되는 것이며, N_{DL} 및 c 가 증가할수록 ECIP에서의 개선 효과가 더욱 뚜렷함을 알 수 있다.

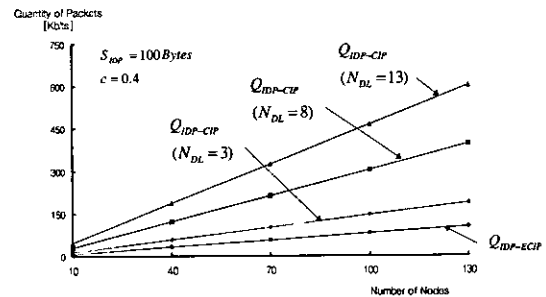


그림 14. 노드 및 N_{DL} 의 변화에 따른 액세스 네트워크 내 초기 수신데이터 패킷의 양

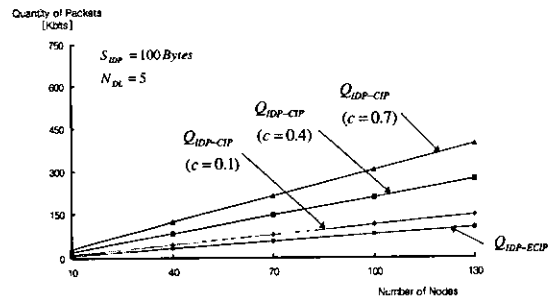


그림 15. 노드 및 c 의 변화에 따른 액세스 네트워크 내 초기 수신데이터 패킷의 양

V. 결론

본 논문에서는 무선 액세스 네트워크 내에서 고속 및 중단없는 핸드오프를 제공하는 기존의 CIP 프로토콜을 개선한 ECIP 프로토콜을 새롭게 제안하였다. 제안된 ECIP 프로토콜에서는 페이징 및 루트 정보관리 캐시를 하나로 통합한 PRC 캐시를 사용하고 모든 노드에서 이를 구성하였으며, 또한

MH의 핸드오프 및 로밍 상태를 효율적으로 관리할 수 있도록 준-소프트 핸드오프 메커니즘을 제안하였고, MH와 노드에 핸드오프-상태모드를 추가하여 운용토록 하였다.

제안된 ECIP 프로토콜은 액세스 네트워크 내 ECIP 노드와 MH의 수, 그리고 노드 내 다운링크의 수 N_{DL} 과 페이징 캐시의 분포비율 c 가 증가할수록 CIP와 비교하여 그 개선 효과가 더욱 큼을 확인하였다. 또한 ECIP가 CIP에 비해서 핸드오프 지연이 " $TO_R - (T_{RU}/2)$ "만큼 감소되는 것으로 확인되었다. 특히 ECIP에서는 TO_R 과 T_{RU} 에 영향을 받지 않는데, 이것은 핸드오프-상태모드를 도입하여도 액세스 네트워크 내에 큰 영향을 미치지 않음을 입증하는 하나의 결과로 볼 수 있다. 그리고, 액세스 네트워크 내의 트래픽 부하와 핸드오프 지연 등 핸드오프 성능에 영향을 주는 이들 값들을 너무 크게 혹은 작게 할수록 오히려 네트워크 내에 나쁜 영향을 미칠 수 있으므로, 향후 이들 요소의 최적값을 산출하기 위한 지속적인 연구가 요구된다.

한편, 액세스 네트워크 내 제어패킷의 양인 경우, ECIP에서는 네트워크 내 셀의 수 m 에, 그리고 CIP에서는 "루트-갱신 패킷"의 전송비율 b 에 각각 비례하여 증가함을 보였다. 그러나 m 은 네트워크 운용자에 의해 조정될 수 있지만, b 는 네트워크 내의 서비스되는 트래픽 상황에 민감하여 트래픽이 낮을수록 이 값이 커지므로 그만큼 영향을 많이 미칠 수 있다. 향후 액세스 네트워크의 서비스 유형과 네트워크 토폴로지 등에 따라 효율적으로 운용할 수 있도록 이들 요소의 최적값에 대한 연구가 필요하다.

이와같이 ECIP는 CIP와 비교하여 우수한 성능 특성을 보였으며, 향후 셀룰러 인터넷에 폭넓게 활용될 수 있을 것으로 기대된다. 현재 다양한 인터넷 서비스 환경에서 시뮬레이션을 실시 중에 있으며, 그 결과는 다음 논문으로 발표할 예정이다.

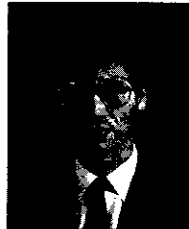
참 고 문 헌

[1] R. Ramjee et al., "IP Based Access Network Infrastructure for Next Generation Wireless Data Networks", *IEEE Personal Communications*, pp.34-41, Aug. 2000
 [2] E. Gustavsson, A. Jonsson, and C.E. Perkins, "Mobile IP Regional Registration", *Internet Draft*, work in progress, March 2001

[3] A. Valko, A. Campbell, and Gomez, "Cellular IP", *Internet Draft*, work in progress, April 2000
 [4] A. Valko, "Cellular IP - A New Approach to Internet Host Mobility", *ACM Computer Communication Review*, Jan. 1999
 [5] A. Campbell et al., "Design, Implementation, and Evaluation of Cellular IP", *IEEE Personal Communications*, pp.42-49, Aug. 2000
 [6] R. Ramjee, T. LaPorta, S. Thuel, and K. Varadhan, "IP Micro-mobility Support Using HAWAII", *Internet Draft*, 1999.

김 덕 환(Deok-Hwan Kim)

정회원



1984년 : 서울시립대학교
 전자공학과 졸업(학사)
 1992년 : 충남대학교 대학원
 전자공학과(공학석사)
 1997년 : 충남대학교 대학원
 전자 공학과(박사수료)

1984년 3월~1993년 2월 : 한국전자통신연구원 (ETRI) 선임연구원

1993년 3월~현재 : 주성대학 정보통신학과 교수
 1997년~현재 : 한국통신학회 충북지부 부지부장
 <주관심 분야> 고속통신프로토콜, 교환기술, 차세대 인터넷 등

김 대 영(Dae-Young Kim)

정회원



1975년 : 서울대학교 전자공학과
 졸업(학사)
 1977년 : KAIST 전자공학과
 졸업(공학석사)
 1983년 : KAIST 전자공학과
 졸업(공학박사)

1987년~1988년 : University of California Davis
 분교 객원연구원

1983년~현재 : 충남대학교 정보통신공학과 교수
 1998년~현재 : 한국통신학회 충남지부 지부장
 2001년 2월~현재 : 한국과학재단 전문위원
 <주관심 분야> 라인코딩, 고속통신프로토콜, 멀티미디어통신, 차세대 인터넷 등