

3G/WLAN/휴대인터넷 연동상황을 고려한 사용자의 최적 무선접속서비스 선택방법에 대한 연구

정희원 조근호*, 최진우*, 전성익**, 김영세**

On the Optimal Selection of Wireless Access in Interoperating Heterogeneous Wireless Networks

Geunho Cho*, Jinwoo Choe*, Sung-Ik Jun**, Young-Sae Kim** *Regular Members*

요 약

무선통신기술의 발전과 무선데이터서비스에 대한 수요의 다변화로 인해, 가까운 미래에 3G/WLAN/휴대인터넷 등을 포괄하는 통합 무선접속 서비스체계가 등장할 것으로 기대된다. 통합 무선접속서비스를 위한 통합망은 이종의 무선서비스를 제공하는 사업자간의 로밍협약을 통해 각자의 서비스 인프라를 결합하는 준연동(loose coupling) 방식으로 구축될 것으로 예상된다. 이와 같은 상황에서 사용자는 자신이 접속하는 무선서비스의 종류와 사용자 인증 및 과금의 기반이 되는 로밍협약에 따라 다른 품질의 서비스를 다른 과금방식에 따라 제공받게 된다. 따라서 사용자가 자신의 위치에서 이용할 수 있는 무선접속이 둘 이상인 상황이 빈번히 발생할 수 있고, 사용자는 필요한 품질의 무선접속 서비스를 최저의 요금으로 이용하고자 노력하는 상황이 필연적으로 발생하게 된다. 본 논문에서는 이러한 상황에서 최저의 요금으로 원하는 품질의 서비스를 제공할 수 있는 무선접속을 선택하기 위한 기법을 단일접속만이 지원되는 단말기와 다중접속을 지원하는 단말기, 두 가지 다른 상황에 대해 제시한다. 사용자의 무선접속환경과 사업자간 로밍협약상황을 그래프 모델로 표현하고, 그래프 모델상의 체계적 검색 알고리즘을 통해 전송데이터의 양에 따라 최저의 과금을 산출하게 되는 인증경로의 집합을 도출함으로써 사용자가 어떠한 무선접속환경에 놓여 있더라도 신속히 최적의 무선접속을 판단할 수 있도록 하는 것이 본 논문의 기본적인 접근방향이다.

Key Words : heterogeneous wireless networks, multimode terminal, roaming, accounting, QoS

ABSTRACT

Due to advances in wireless communication technology and increasing demand for various types of wireless access, cellular, WLAN, and portable internet(such as WiBro and IEEE 802.16) systems are likely to be integrated into a unified wireless access system. This expectation premises the availability of multi-mode handsets and cooperative interworking of heterogenous wireless access networks allied by roaming contracts. Under such environments, a user may lie in the situation where more than one wireless accesses are available at his/her location, and he/she will want to choose the "best" access among them. In this paper, we define the "best" access(es) as the access(es) that charges minimum cost while fulfilling the required QoS of wireless access, and address the problem of choosing the optimal set of accesses theoretically by introducing a graph representation

※본 연구는 2001년도 서강대학교 교내연구비와 2004년도 한국전자통신연구원(ETRI)의 위탁과제 지원을 받아 이루어졌습니다.

* 서강대학교 전자공학과 고속통신망연구소({choroot, xinu}@sogang.ac.kr),

** 한국전자통신연구원 무선보안연구팀({sijun, vincent}@etri.re.kr)

논문번호 : KICS2005-12-512, 접수일자 : 2005년 12월 28일, 최종논문접수일자 : 2006년 4월 18일

of service environment. Two optimal selection algorithms are proposed, which individually consider cases where single or multiple wireless access can be supported by multi-mode handsets.

I. 서론

무선통신기술의 발전과 무선데이터서비스에 대한 수요의 다변화로 인해, 과거 셀룰러(cellular)망을 통해서 저속으로 제공되었던 무선데이터서비스가 현재 3G 셀룰러 시스템과 WLAN(예를 들어 IEEE802.11 계열)을 통해 지속적으로 고속화되고 있다. 또한 휴대인터넷 등 새로운 무선접속서비스의 출현으로 수요자의 선택의 폭은 크게 확대될 것으로 예상된다¹⁾. 이러한 다양한 무선접속서비스는 동일한 수요자를 대상으로 한 경쟁기술로 보는 관점도 있으나, 대역폭, 서비스범위, 이동성지원수준, 서비스 비용 등의 측면에서 이들 이중 서비스체계의 장단점이 명확히 대비되어 앞으로 이들 이중 무선데이터서비스는 상호보완적인 역할을 하게 될 것으로 예상하는 의견이 지배적이다. 즉, 이중 무선서비스체계를 통합/운영함으로써 사용자의 이동성을 지원하면서도 위치에 따라 좁은 범위의 사용자밀집지역(hot spot)에서는 WLAN 중심의 서비스, 도시지역에서는 휴대인터넷 서비스를 통해 고속의 데이터 전송률을 달성하고, 도시지역을 벗어난 곳에서는 셀룰러 네트워크 중심으로 접속을 보장하는 형태의 통합 무선접속서비스가 가까운 미래에 출현할 것으로 기대된다. 이와 같은 상호보완적인 통합 무선데이터서비스 체계를 도입하여 얻을 수 있는 중요한 이점은 다양한 크기의 셀을 계층적(hierarchy)으로 계획/관리함으로써 대역폭자원의 효율성을 증대할 수 있다는 것이며, 이는 차세대 무선통신기술의 핵심요소로 간주되고 있다. 이에 통합 무선서비스체계 확립을 위한 연구/개발노력이 국내외에서 활발히 진행되고 있고²⁻⁷⁾, 통합 무선서비스의 통합과정에서 제기될 수 있는 다양한 현실적인 문제에 대한 논의를 진행하고 있으며⁸⁻¹²⁾, 3GPP와 ETSI를 중심으로 그 표준화가 진행되고 있다¹³⁻¹⁵⁾.

통합 무선서비스체계를 구축하는 방안으로는 이중의 무선접속을 하나의 물리적 네트워크로 연결하는 밀연동(tight interworking) 방식과 각 이중의 무선접속서비스별로 구축된 네트워크를 전용회선이나 인터넷을 통해 연결함으로써 통합하는 준연동(loose interworking) 방식이 고려되고 있다^{3-5, 15)}. 밀연동 방식을 통해 통합 무선서비스가 이루어질 수 있다면 가입자의 관리나 네트워크의 운영에 있어 보다

이상적인 시스템을 구현할 수 있을 것으로 판단된다. 그러나 무선접속서비스를 제공하는 사업자가 서비스별로 혼재하는 현재의 상황을 고려하면, 다른 사업자들의 서비스 인프라를 하나로 통합하는 과정이 필요한 밀연동 방식은 사업자에게 감당하기 어려운 경제적/기술적 부담으로 작용할 가능성이 크다. 한편 준연동 방식의 경우 사업자가 각자의 가입자와 서비스 인프라를 관리하면서 전략적 제휴나 로밍협약을 통해 이중 서비스 가입자에게도 무선접속을 허용하는 형태로 실현이 가능하므로 밀연동 방식보다 현실적인 방안으로 판단된다.

준연동을 위한 무선접속서비스 사업자간 로밍협약은 기존의 동종 사업자간 로밍협약과는 다른 형태를 보일 것으로 예상된다. 예를 들어, 기존의 셀룰러 시스템에 있어 로밍협약은 단일 사업자의 서비스 범위가 국경이나 지리적인 제약 등으로 인해 제한되는 경우에 이를 극복하는 방안으로 일대일 또는 다자간 공동로밍협약의 형태로 이루어졌다. 그러나 이중의 무선사업자가 맺는 로밍협약의 경우 통합 무선접속서비스를 통한 경쟁력 강화를 위해 보다 전략적 측면에서 사업자간 협약이 이루어질 것으로 예상된다. 또한 각 무선접속서비스에 대한 수요, 구축비용, 서비스품질과 범위 등에 기술적으로 발생하는 필연적 차이가 존재하는 만큼, 협약의 형태도 매우 다양화 될 것이며, 특히 기존의 (제한적) 로밍협약 보다 포괄적인 형태라 할 수 있는 포괄적 로밍협약은 앞으로 등장하게 될 새로운 로밍협약의 일반적 형태가 될 것으로 예상된다^{16, 17)}. 기존의 제한적 로밍협약은 직접 협약을 맺은 사업자들이 서로의 가입자에 대해 무선접속을 허용하도록 하는 형태로 이루어졌다. 반면, 포괄적 로밍협약은 직접 협약을 맺은 사업자들뿐만 아니라 다단계의 협약관계에 있는 모든 사업자의 가입자에 대해 무선접속을 허용하도록 하는 방법으로써, 직접 협약에 참여하지 않는 사업자라도 협약에 참여하는 사업자와 별도의 포괄적 로밍협약을 맺고 있다면 로밍협약의 영향권에 포함되게 된다.

사업자간에 제한적 로밍협약 혹은 포괄적 로밍협약이 맺어진 상황에서 사용자가 타사업자의 무선접속 서비스를 이용할 수 있는 로밍의 형태는 직접로밍과 간접로밍 두 가지로 나누어 볼 수 있다. 직접로밍은 사용자가 가입한 사업자와 직접 협약을 맺

은 타사업자의 무선접속서비스를 이용하는 방법이고, 간접로밍은 사용자가 가입한 사업자와 다단계의 협약을 맺은 타사업자의 무선접속서비스를 이용하는 방법이다. 따라서 사용자가 간접로밍으로 타사업자의 무선접속서비스를 이용하기 위해서는 간접로밍이 이루어지는 사업자간 협약은 포괄적 로밍협약이어야 하며, 사용자가 직접로밍을 시도할 경우 사업자간 협약은 제한적 로밍협약 혹은 포괄적 로밍협약일 수 있다.

사업자간 로밍협약의 예를 들기 위해 그림 1과 같이 E 사업자의 가입자가 A 사업자와 B 사업자의 서비스 범위에 위치한 상황을 고려하자. E 사업자와 C 사업자 그리고 C 사업자와 A 사업자 사이에는 제한적 로밍협약이 맺어져 있기 때문에, E 사업자와 A 사업자간에는 로밍협약이 없으면, 사용자는 A 사업자의 휴대인터넷망에 접속할 수 없다. 반면, B 사업자와 D 사업자 그리고 D 사업자와 E 사업자 사이에는 포괄적 로밍협약이 맺어져 있기 때문에, B 사업자와 E 사업자 사이에 로밍협약이 맺어져 있지 않아도, E 사업자의 가입자인 사용자는 B 사업자의 무선접속 서비스의 대상에 포함되므로, 간접로밍으로 B 사업자의 3G망에 접속할 수 있다.

사업자간 로밍협약을 통한 사용자의 로밍은 준연동 방식에서의 사용자 인증/과금체계와 밀접한 연관이 있다. 준연동 방식으로 동작하는 통합 무선접속 서비스체계에서는 사용자의 인증정보를 각 사업자가 운영하는 인증프락시들을 통해 사용자가 가입한 서비스 네트워크의 인증서버까지 전달함으로써 사용자

의 인증이 이루어짐과 동시에 과금방식도 결정된다^[3-6, 14, 15]. 즉, 사업자간 로밍협약은 동종 및 이종 무선사업자들이 전략적 제휴를 통해 각자의 가입자들에게 통합 무선접속서비스를 제공하기 위한 공동인증체계라고도 할 수 있다. 여기서 주목해야할 사항은 준연동 방식의 통합 무선접속 환경에서 사용자가 하나 이상의 무선접속서비스의 범위에 위치하였을 때, 사용자가 무선접속을 이용함으로써 지불하게 될 비용은 사용자가 이용하게 될 무선접속서비스뿐만 아니라 사용자 인증이 이루어지는 경로, 즉, 접속권한의 입증을 위해 발효된 사업자간 로밍협약에 따라 달라질 수 있다는 점이다. 따라서 사용자의 입장에서서는 자신이 원하는 품질(QoS)의 무선데이터서비스를 가장 저렴한 비용으로 제공받기 위한 무선접속과 인증/과금경로(즉, 일련의 로밍협약)를 선택해야 하는 문제가 발생하게 된다. 무선접속서비스의 종류와 사업자 수가 늘어남에 따라 사업자간에 매우 복잡한 제한적/포괄적 로밍협약관계가 형성될 수 있으므로 사용자가 해결해야할 무선접속과 인증/과금경로 선택문제는 체계적으로 접근해야할 최적화 문제로 대두될 것으로 예상된다.

본 논문에서는 위에서 설명한 무선접속 및 인증/과금경로 선택의 문제를 수학적으로 조명하고 이의 체계적 해결을 위한 최적화 기법을 제시하고자 한다. 이를 위해 우선 접속요금과 종량요금이 혼합된 과금방식을 전제로 하여 이종 무선통신 사업자들의 협약관계를 그래프 모델을 이용하여 표현하고, 사용자가 임의의 무선접속을 이용함에 있어 전송/수신하고자 정보의 양에 따라 최저의 과금을 부과하게 될 가능성이 있는 인증/과금경로의 집합을 최저과금경로군(Minimum Cost Path Set; MCPS)으로 정의한다. 다음으로 임의의 인증/과금경로가 최저과금경로군에 포함되기 위한 필요조건을 추출하고, 이를 이용하여 깊이우선탐색기법(depth first search)에 기반을 둔 최저과금경로군 추출기법을 제안한다. 마지막으로 제안하는 기법을 통해 추출된 최저과금경로군을 이용하여 사용자의 단말기가 단일 무선접속만을 지원하는 경우와 복수의 무선접속을 동시에 지원할 수 있는 두 가지 다른 경우에 대해 최선의 무선접속을 선택하는 알고리즘을 도출한다.

II. 무선서비스환경의 그래프 모델

본 절에서는 사용자의 무선접속환경과 사업자간의 로밍협약관계, 그리고 로밍협약에 따른 과금방

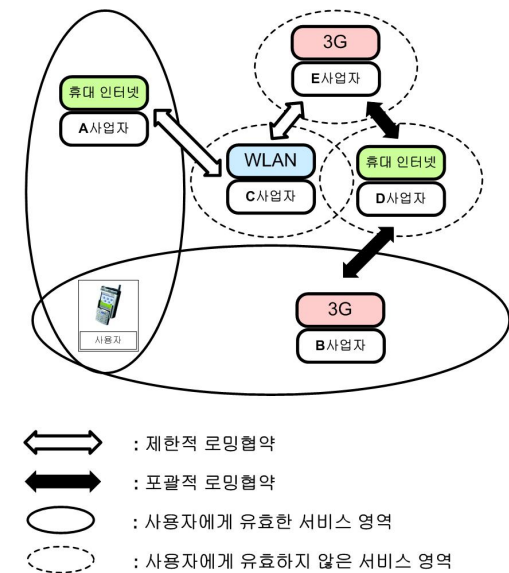


그림 1. 제한적 로밍협약과 포괄적 로밍협약의 예

식을 그래프 모델로 표현한다. 이를 위해 본 논문에서는 다음의 특징을 갖는 통합 무선접속 서비스 환경을 전제한다.

• 무선접속에 따른 서비스 품질의 결정

무선접속 서비스의 품질은 사용자와 반대편 종단(예를 들면 서버나 또 다른 사용자)을 연결하는 경로를 형성하는 모든 유무선링크의 상태에 의해 결정된다. 무선접속이 이루어지는 단계에서는 사용자의 반대편 종단이 네트워크상의 어느 위치가 될 것인지 알 수 없는 상황이므로, 현실적으로 서비스 경로상의 모든 링크의 상태를 사용자나 무선접속 서비스 사업자가 미리 파악하는 것은 대단히 어려운 일이다. 즉, 사용자가 무선접속을 선택하는 시점에 각각의 무선접속을 통한 서비스 품질을 정확히 예측할 수 있는 경우는 드물다. 본 논문에서는 이와 같은 어려움을 극복하기 위해 임의의 무선접속을 통한 서비스 품질이 사용자와 무선접속점(예를 들면, 셀룰러 시스템의 기지국이나 WLAN의 access point 등)간의 무선링크의 종류와 상태에 의해서만 결정된다고 가정한다. 이와 같은 전제 하에서는 사용자의 반대편 종단의 위치와 상관없이 사용자가 선택한 무선접속에 따라 서비스 품질이 결정된다.

• 포괄적 로밍협약에 따른 종량/접속 혼합 과금 방식

본 논문에서 무선접속 사업자간의 모든 로밍협약은 포괄적 로밍협약의 형태로 주어진다고 가정한다.

또한 사용자가 무선접속 서비스를 이용하였을 때, 자신이 가입한 사업자에 지불해야 할 이용요금과 로밍시 발효된 각각의 로밍협약에 의거하여 사용자에게 부과되는 로밍요금은 접속허용과 함께 부과되는 일정량의 접속요금과 전송된 데이터의 양에 비례하여 부과되는 종량요금으로 구성된다고 가정한다. 이는 현재 무선접속서비스에 대한 과금방식이 종량제라 할 수 있는 패킷당 과금방식과 접속에 따른 1회성 서비스 이용료로 구분되어있는 점을 착안하여, 전송량에 비례하는 부분(종량요금)과 접속 횟수에 비례하는 부분(접속요금)을 모두 반영하기 위한 설정이다.

이상과 같은 전제하에 사용자가 처한 무선접속 환경은 그림 2와 같은 그래프 모델로 표현될 수 있다. 그림에 제시된 바와 같이 제안하는 그래프 모델은 3가지 다른 종류의 노드(node)와 이들을 연결하는 두 종류의 호(arc)로 구성된다. 우선 3가지 노드 중, 원으로 표현된 사업자 노드는 특정 무선사업자를 나타내고, 사각형으로 표현된 사용자 노드는 현재 단말기를 휴대하고 무선서비스를 제공받고자 하는 사용자를 나타내며, 육각형으로 표현된 서비스 노드는 추상적으로 해당 사용자가 받고자 하는 무선서비스를 상징한다.

제안하는 그래프 모델에 포함된 호는 두 가지 종류로 점선호와 직선호가 있다. 점선호는 언제나 사용자 노드를 사업자 노드에 연결하며, 사용자가 현재의 위치에서 이용할 수 있는 무선접속을 나타낸

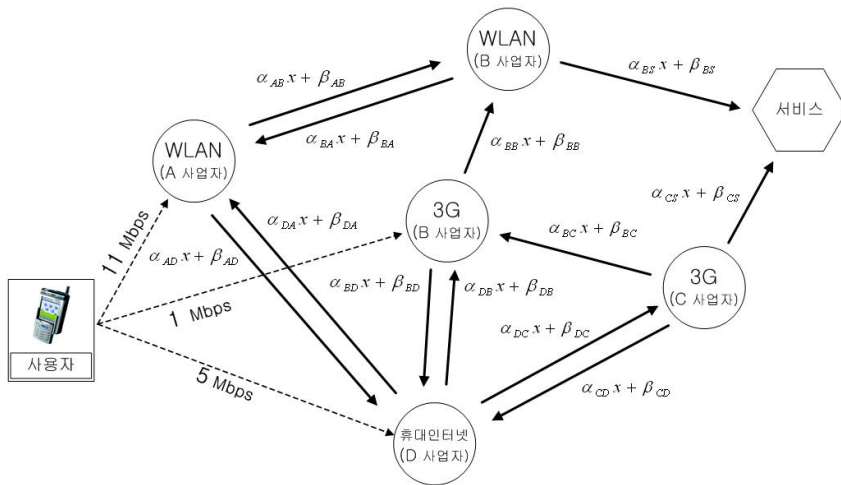


그림 2. 사용자의 무선접속환경과 무선사업자간 로밍협약을 표현한 그래프 모델

다. 각각의 점선호에는 그에 대응되는 무선 접속이 현재 제공할 수 있는 QoS에 다양한 지표(예를 들면, 대역폭, 프레임 유실 확률, 전송지연시간 등)가 첨부되며, 사용자 노드에 점선호를 통해 연결된 각각의 사업자 노드를 본 논문에서는 접속 노드라 정의한다.

한편 직선호는 사업자 노드에서 다른 사업자 노드로 또는 사업자 노드에서 서비스 노드로 연결될 수 있으며, 각 직선호에는 정량지표로서 두 가지 과금상수 α (종량요금)와 β (접속요금)가 첨부되어 있다. 두 사업자 노드를 연결하는 직선호는 이들 두 사업자간의 일방향성 포괄적 로밍협약을 나타내며, 직선호에 첨부된 α, β 는 사용자가 로밍협약이 발효되었을 때, 사용자가 지불해야 할 로밍비용을 나타낸다. 예를 들어, 직선호가 A 사업자 노드에서 B 사업자 노드로 연결된 경우, 이는 로밍협약에 의해 B 사업자로부터 무선서비스를 받을 권리를 갖는 사용자는 A 사업자에게도 무선서비스를 제공받을 권리를 갖는다는 것을 의미한다. 이때, B 사업자에 대해 무선서비스 접속권한을 가진 사용자가 로밍협약에 근거하여 A 사업자의 무선접속을 통해 x 단위의 정보를 전송/수신할 경우, 사용자는 로밍협약의 발효로 인해 비용 $\alpha x + \beta$ 을 A 사업자에게 지불해야 한다. 사업자 노드와 서비스 노드를 연결하는 직선호는 사용자가 해당 사업자의 가입자임을 의미하며, 이 직선호에 첨부된 α 와 β 값은 그 사업자의 무선 접속서비스 과금지표를 나타낸다. 따라서 직선호가 B 사업자 노드에서 서비스 노드로 연결된 경우, 사용자는 B 사업자의 가입자이며, B 사업자의 가입자로서 B 사업자와 직접적으로 또는 간접적으로 로밍협약관계에 있는 사업자를 통해 무선접속서비스를 이용하였다면, 사용자는 사업자 B에게 송신/수신 정보량 x 에 의해 결정되는 비용 $\alpha x + \beta$ 을 지불해야 한다.

지금까지의 논의를 바탕으로, 임의의 접속노드(사용자와 점선호로 연결된 노드)로부터 서비스노드까지 순방향경로가 존재한다면, 이는 사용자가 그 접속노드로부터 일련의 포괄적 로밍협약을 통해 무선 접속서비스를 받을 수 있는 권한이 있음을 의미하며, 본 논문에서는 이러한 경로를 인증/과금경로 또는 간단히 과금경로라 표기한다. 예를 들어, 그림 2에서 사용자가 휴대인터넷 D 사업자로부터 무선 접속서비스를 받는 상황에서 과금경로가 사용자 노드 \rightarrow 노드 D \rightarrow 노드 C \rightarrow 서비스 노드로 선택되고 총 x 단위의 정보가 전송되었다면 사용자가 D 사업

자와 C 사업자에 지불해야 할 비용은 각각 $\alpha_{DC}x + \beta_{DC}$ 와 $\alpha_{CS}x + \beta_{CS}$ 로 주어진다.

III. 최저과금경로군

3.1 최저과금경로군의 정의

무선접속환경을 나타내는 그래프 모델에서 임의의 접속노드 i 로부터 서비스 노드 사이에 존재하는 모든 과금경로 집합을 U_i 로 정의한다. 임의의 과금 경로 $p \in U_i$ 를 통해 접속노드 i 에 의해 상징되는 사업자로부터 무선접속 서비스를 제공받고 x 만큼의 데이터를 전송할 경우, 사용자가 지불해야 할 정보 전송료는 $a_p x + b_p$ 와 같은 형태로 주어진다. 여기서 a_p 와 b_p 는 각각 과금경로상의 모든 직선호(즉, 로밍협약)의 종량요금지표와 접속요금지표의 합을 나타낸다. 즉, 각 과금경로에 대응되는 과금함수는 단일 로밍협약을 나타내는 직선호의 경우처럼 종량요금과 접속요금의 합으로 표현되며, 그 지표는 과금경로에 포함된 직선호의 종량과금지표와 접속과금지표의 합으로 각각 주어진다.

$$a_p = \sum_{l \in p} \alpha_l, \quad b_p = \sum_{l \in p} \beta_l. \quad (1)$$

임의의 접속노드 i 로부터 서비스 노드까지의 모든 과금경로 집합 U_i , 또는 이들 과금경로에 대응되는 과금함수들이 주어졌을 때, 사용자가 지불해야 할 최소의 비용은 전송량 x 의 함수로 다음과 같이 표현할 수 있다.

$$f_{U_i}(x) := \min_{p \in U_i} a_p x + b_p. \quad (2)$$

본 논문에서는 임의의 접속노드 i 를 통해 x 단위의 정보를 전송 또는 수신하기 위한 최소비용, 즉 $f_{U_i}(x)$ 를 최저과금함수(Minimum Cost Function: MCF)라 정의한다. 한편, 최소의 과금을 산출하게 될 과금경로 p (또는 과금함수 $a_p x + b_p$)는 사용자가 전송하고자 하는 정보량 x 에 따라 다르게 결정될 수 있다. 예를 들어, 임의의 접속노드 i 로부터 5개의 다른 과금경로 p_1, \dots, p_5 가 존재하고, 이들 경로별 과금이 전송량 x 의 함수로 그림 3과 같이 도시되었다고 가정하자. 그림에서 쉽게 알 수 있듯이 $f_{U_i}(x)$ 는 이 경우 점선으로 표시된 바와 같이 x 의 함수로 주어지며, 5개의 과금경로 중에서 특정범위의 전송량 x 에 대해 최소의 로밍비용을 결정하는

과금경로는 p_1, p_3, p_5 이다. 반면, p_2 와 p_4 는 어떠한 전송량 x 에 대해서도 최저의 과금을 제공하지 못함을 알 수 있다. 즉, 어떠한 경우에도 사용자는 과금경로 p_2 와 p_4 를 통해 무선접속 서비스를 제공 받을 이유가 없고, 언제나 p_1, p_3, p_5 중 하나의 과금경로를 선택함으로써 요금을 최소화 할 수 있다. 본 논문에서는 접속노드 i 에 대해 주어진 모든 과금경로 중에서 이와 같이 최저과금함수를 결정하게 되는 최소(minimal) 경로부분집합을 최저과금경로군 (Minimum Cost Path Set; MCPS)으로 정의하고, 그 각각의 원소를 최저과금경로(Minimum Cost Path; MCP)라 한다. 즉, 최저과금경로군 D_i 는 다음의 조건을 만족하는 U_i 의 최소(minimal) 부분집합이다.

$$f_{U_i}(x) = f_{D_i}(x) := \min_{p \in D_i} a_p x + b_p. \quad (3)$$

3.2 경로의 추가에 따른 최저과금경로군의 변화

본 절에서는 최저과금경로군과 최저과금함수를 표현하는 효과적인 방법과 새로운 과금경로의 추가로 인해 최저과금경로군에 발생할 수 있는 변화에 대해 살펴본다. 우선 W 가 임의의 과금경로군이라고 하고 그 최저과금경로군이 C 로 주어졌다고 하자. 즉, C 는 다음을 만족하는 W 의 최소 부분집합이다.

$$f_W(x) = f_C(x). \quad (4)$$

하나의 경로 $p \in W$ 에 의해 결정되는 과금함수는 $a_p x + b_p$ 와 같이 일차함수로 주어지므로, 이들 과금함수들의 최소값이라 할 수 있는 최저과금함수 $f_W(x)$ (또는 $f_C(x)$)는 그림 3의 점선과 같이 볼록(concave)한 형태의 부분적으로 선형인(piecewise linear) 함수로 표현된다. 따라서 임의의 최저과금함

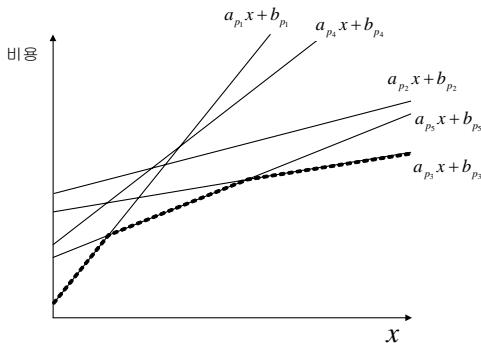


그림 3. 최저과금함수의 예

수($f_W(x)$ 또는 $f_C(x)$)는 그 꼭지점(즉, 최저과금함수에서 기울기가 변화하는 좌표)과 $x \rightarrow \infty$ 에서의 증가율을 명시함으로써 표현될 수 있다. 본 논문에서는 이후로 최저과금경로군 C 에 의해 결정되는 최저과금함수를 표현하기 위해 최저과금함수의 꼭지점의 집합 V_C 와 $x \rightarrow \infty$ 에서의 증가율 Δ_C 을 다음과 같이 수학적으로 정의한다.

$$V_C := \{(x, y) : y = f_C(x) \text{ and } \exists p, p' \in C \text{ s.t. } a_p x + b_p = a_{p'} x + b_{p'}\} \cup \{(0, f_C(0))\}, \quad (5)$$

$$\Delta_C = \lim_{x \rightarrow \infty} \frac{f_C(x)}{x}. \quad (6)$$

위의 정의에서 쉽게 알 수 있는 점은 C 에 포함된 과금경로 중, 가장 작은 종량요금을 제공하는 과금경로, 즉, $\Delta_C = a_p$ 를 만족하는 과금경로 p 를 제외하면 반드시 각 과금경로의 과금함수는 V_C 의 원소 중 정확히 두 점을 반드시 지나게 되고, $\Delta_C = a_p$ 를 만족하는 하나의 과금경로는 V_C 의 원소 중 정확히 한 점을 반드시 지난다. 또한 V_C 의 원소 중 $(0, f_C(0))$ 는 과금경로 중 가장 작은 접속요금, 즉, b_p 을 갖는 경로에 의해 $(0, b_p)$ 로 결정된다. 이와 같은 원리를 이용하면 경로집합 W 에 하나의 경로가 새로이 추가되었을 때, 그 결과로 최저과금경로군에 나타나게 될 변화를 쉽게 이해할 수 있다.

W 를 임의의 과금경로집합이라 하고 그 최저과금경로군이 C 로 주어졌다고 하자. 만일 $p \notin W$ 이고 $W' = W \cup \{p\}$ 라 하면, 두 과금함수 $a_p x + b_p$ 와 $f_C(x)$ 의 상대적 위치에 따라 W' 의 최저과금경로군 C' 는 C 와 다를 수 있다, 실제로 새로운 경로의 추가로 인해 최저과금경로군에 발생할 수 있는 변화는 크게 다음의 세 가지 경우 중 하나가 된다.

- ① 새 경로 p 가 최저과금경로에 추가된다.
- ② 새 경로 p 가 기존의 최저과금경로 중 일부를 대체한다.
- ③ 최저과금경로군에 변화가 없다.

따라서 새로이 고려해야할 경로가 추가될 경우 우선 p 가 새로이 최저과금경로에 포함될지 여부를 판단하고, 만일 포함된다면 이로 인해 기존의 최저과금경로 중, 더 이상 최저과금경로가 아닌 경로가 발생하는지를 살펴봄으로써 새로운 경로의 추가가

최저과금경로군에 미치는 영향을 판단할 수 있다. 다음의 정리는 새로이 추가된 경로 p 가 최저과금경로군 C' 에 포함되기 위한 필요충분조건을 제시한다.

정리 1. 다음의 조건 중, 하나가 만족되는 것은 새로 추가되는 과금경로 p 가 C' 에 반드시 포함되기 위한 필요충분조건이다.

- ① $a_p < \Delta_C$.
- ② $\exists (x, y) \in V_C$ such that $a_p x + b_p < y$.

위 정리에 따르면 주어진 임의의 과금경로집합 W 가 주어졌을 때, 그 최저과금경로군 C 의 각 경로에 의해 결정되는 일차함수 형태의 과금함수와 최소과금함수 $f_C(x)$ 를 V_C 와 Δ_C 를 통해 나타냄으로써 새로이 추가된 과금경로가 최저과금경로가 될 것인지의 여부를 매우 쉽게 판단할 수 있음을 알 수 있다. 한편, 새로운 과금경로 p 가 최저과금경로군 C' 에 포함될 경우 C 의 원소 중 일부가 더 이상 최저과금경로가 되지 못하고 C' 에서 제외되어야 할 수도 있다. 새로이 추가된 최저과금경로 p 로 인해 C' 에서 제외될 과금경로도 V_C 와 Δ_C 를 이용하여 정리 2에서와 같이 손쉽게 결정할 수 있다. 단, 이후로 최저과금경로집합 $C = \{p_1, \dots, p_l\}$ 는 종량과금의 내림차순으로 정렬되어 있다고(즉, $a_{p_1} > a_{p_2} > \dots > a_{p_l}$) 가정하고, $(x_i, y_i) \in V_C$ 는 $i = 2, \dots, l$ 일 때 최저과금경로 p_{i-1} 과 p_i 에 의해 주어지는 과금함수(즉, $a_{p_{i-1}}x + b_{p_{i-1}}$ 과 $a_{p_i}x + b_{p_i}$)가 교차하는 꼭지점의 좌표로, $i = 1$ 일 때 $(0, f_C(0)) = (0, b_{p_1})$ 로 정의한다.

정리 2. 다음 조건 중 하나 이상 만족되면, 새로 추가되는 과금경로 p 에 의해, 과금경로 $p_m \in C$ ($m = 1, \dots, l-1$)은 C' 에 포함될 수 없다.

- ① $a_p x_m + b_p < y_m$ 이고 $a_p x_{m+1} + b_p \leq y_{m+1}$ 이다.
- ② $a_p x_m + b_p \leq y_m$ 이고 $a_p x_{m+1} + b_p < y_{m+1}$ 이다.

또한, 다음의 조건 중 하나 이상 만족되면 $p_l \in C$ 은 C' 에 포함될 수 없다.

- ① $a_p \leq a_{p_l} = \Delta_C$ 이고 $a_p x_l + b_p < y_l$ 이다.

- ② $a_p < a_{p_l} = \Delta_C$ 이고 $a_p x_l + b_p \leq y_l$ 이다.

위의 두 정리를 기반으로 임의의 과금경로군 W 와 그 최저과금경로군 C 가 주어진 상태에서 새로운 경로 p 가 W 에 추가될 때, 최저과금경로군(C)과 V_C 와 Δ_C 로 표현된 최저과금함수를 갱신하는 알고리즘을 알고리즘 1과 같이 제안할 수 있다.

알고리즘 1. 새 과금경로의 추가에 따른 최저과금경로 및 최저과금함수 갱신 알고리즘

- ① V_C 에서 경로 p 의 과금함수 $a_p x + b_p$ 보다 위에 위치한 (즉, $a_p x_i + b_p < y_i$ 를 만족하는) 모든 꼭지점의 집합 \bar{K} 을 구한다.
- ② V_C 에서 경로 p 의 과금함수 $a_p x + b_p$ 보다 아래에 위치한 (즉, $a_p x_i + b_p > y_i$ 를 만족하는) 모든 꼭지점의 집합 \underline{K} 을 구한다.
- ③ \bar{K} 가 공집합이 아니거나 $a_p < \Delta_C$ 이면 C 에 p 를 추가한다. 만일, \bar{K} 가 공집합이고 $a_p \geq \Delta_C$ 이면 갱신을 종료한다.
- ④ 각각의 p_i ($i = 1, \dots, l-1$)에 대해 다음을 수행한다.
 - $(x_i, y_i) \in \underline{K}, (x_{i+1}, y_{i+1}) \notin \underline{K}$ 이면 p_i 를 C 에서 제거한다.
 - $(x_i, y_i) \in \underline{K}, (x_{i+1}, y_{i+1}) \in \bar{K}$ 또는 $(x_i, y_i) \in \bar{K}, (x_{i+1}, y_{i+1}) \in \underline{K}$ 이면 $a_{p_i}x + b_{p_i}, a_{p_{i+1}}x + b_{p_{i+1}}$ 와 $a_p x + b_p$ 의 교차점을 V_C 에 추가한다.
- ⑤ $b_p < b_{p_1}$ 이면 좌표 $(0, b_{p_1})$ 를 V_C 에 추가한다.
- ⑥ $a_p < \Delta_C$ 고 $(x, y) \in \underline{K}$ 이면 $a_{p_i}x + b_{p_i}$ 과 $a_p x + b_p$ 의 교차점을 V_C 에 추가한다.
- ⑦ $a_p \leq \Delta_C$ 고 $(x, y) \notin \underline{K}$ 이면 p_l 을 C 에서 제거한다.
- ⑧ V_C 에서 \bar{K} 에 포함된 모든 꼭지점을 제거한다.

3.3 DFS를 응용한 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘

앞 절에서 제시된 무선접속환경의 그래프 모델에서 각 접속노드 i 로부터 서비스노드로의 최저과금경로군 D_i 를 구하는 문제를 고려하자. 이를 위해서는 우선 접속노드 i 에서 서비스노드로 연결되는 모든 경로의 집합 U_i 를 구해야 한다. 임의의 그래프 모델에서 주어진 출발지 노드와 목적지 노드를 연결하는 모든 경로를 구하는 기법은 여러 가지가 있을 수 있으나 가장 쉽게 생각할 수 있는 방법은 변형된 Depth First Search(DFS) 기법이다. 일반적으로 DFS는 임의의 노드에서 출발하여 아직 발견되

지 않은 노드로 전진과 후퇴를 반복하며 출발점에서 도달할 수 있는 모든 노드를 탐색하는 재귀적(recursive) 알고리즘이다^{18, 19}. 즉, 일반적인 DFS 알고리즘은 현재의 노드 주위에 탐색되지 않은 노드가 존재하지 않을 경우 이전의 노드로 후퇴하게 된다. 그러나 알고리즘 2와 같이 후퇴의 조건을 (1) 현재까지의 탐색경로에 포함되지 않은 노드가 주변에 없을 경우, 또는 (2) 목적지 노드에 도착하였을 경우로 수정하면 출발지 노드로부터 목적지노드까지의 모든 경로를 탐색하기 위한 알고리즘으로 변형할 수 있다.

알고리즘 2는 dfs-path procedure를 재귀적으로 호출함으로써 일반적인 DFS 알고리즘을 변형한 노드 간 경로탐색 알고리즘이다. 이와 같은 경로탐색 알고리즘을 앞 절에서 제시한 무선접속환경의 그래프 모델에서 각 접속노드를 출발지 노드로 서비스노드를 목적지 노드로 설정하여 적용하면 접속노드 i 에서 서비스노드로 연결되는 모든 경로의 집합 U_i 를 모든 접속노드 i 에 대해 얻을 수 있다. 한편, D_i 가 도출되는 과정을 살펴보면, 처음에는 공집합으로 설정되어 탐색이 시작되고 DFS 과정에서 서비스노드에 이르는 새로운 경로가 발견될 때마다 이를 D_i 에 추가하는 형태로 동작한다. 즉, 새로운 경로의 추가에 따른 최저과금경로군 및 최저과금합수 갱신

알고리즘 2. DFS 알고리즘을 변형한 노드 간 경로 탐색 알고리즘

```

i : 출발지 노드
d : 목적지 노드
U : 출발지 노드에서 도착지 노드로의 경로의 집합

set U=empty set;
set p=empty path;
execute dfs-path(노드 i, 경로 p);

procedure dfs-path(노드 n, 경로 p)
  visit(n);
  append n to p;
  if n=d
    add p to U;
  else
    for each neighbor k of n
      if k is not in p
        dfs-path(k,p)
      endif
    endif
  remove n from p;
  return;
    
```

알고리즘 3. 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘

```

i : 접속노드 (즉, 출발지 노드)
U : 접속노드에서 서비스노드로의 경로의 집합
D : 접속노드에서 서비스노드로의 최저과금경로의 집합
VD : 최저과금합수의 꼭지점 집합
ΔD : 최저과금합수의 접근적 종량과금

set U=empty set;
set D=empty set;
set VD=empty set;
set ΔD=∞;
set p=empty path;

execute dfs-path(노드 i, 경로 p);

procedure dfs-path(노드 n, 경로 p)
  visit(n);
  append n to p;
  if n=서비스노드
    add p to U;
    update D, VD, ΔD for the new path p;
    /* 알고리즘 1 적용 */
  else
    for each neighbor k of n
      if k is not in p
        dfs-path(k,p)
      endif
    endif
  remove n from p;
  return;
    
```

알고리즘을 알고리즘 2의 dfs-path에 내장함으로써 알고리즘 3과 같이, 손쉽게 접속노드로부터 서비스노드로의 경로탐색과 동시에 최저과금경로군 및 최저과금합수를 결정할 수 있다.

3.4 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘

앞서 언급한 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘은 기본적으로 새로운 경로가 발견될 때마다 최저과금경로와 최저과금합수를 갱신함으로써 현재까지 찾은 모든 과금경로에 대해 최저과금경로군과 최저과금합수를 유지하게 된다. 따라서 최저과금경로와 최저과금합수의 갱신회수는 접속노드와 서비스노드 간에 존재하는 모든 과금경로의 수와 같게 된다. 하지만, 일반적으로 접속노드와 사업자노드의 수가 늘어나면, 과금경로의 수는 급격하게 증가하게 되므로 모든 과금경로를 최저과금경로군과 최저과금합수의 후보로 고려하는, 즉, 알고리즘 3과 같은 brute force 탐색 기법은 포괄적 로밍협약을 맺은 사업자의 수가 증가함에 따라 요구되는 연산량이 급격히 증가할 가능성이 크다.

본 논문에서는 이러한 연산량 증가를 완화하기 위해 DFS 기법에서 재귀호출 회수를 절감하는 방안을 제시한다. 기본적인 원리의 이해를 위해서 우선 알고리즘 3에서 dfs-path를 호출할 때 인수로 주어지는 경로 p 의 의미를 이해할 필요가 있다. 인수 p 는 접속노드 i 로부터 출발하여 노드 n 에 이르는 경로이며, 이후에 추가로 dfs-path를 재귀 호출함으로써 접속노드 i 로부터 출발하여 서비스노드에 이르는 과금경로를 찾았을 때, 그 과금경로의 부분경로(sub-path)가 된다. 한편, 각각의 직선호에 대응되는 종량요금과 접속요금은 0보다 크거나 같은 값을 가지므로, 부분경로 p 를 포함하는 모든 접속노드 i 로부터 서비스노드까지의 과금경로는 부분경로 p 보다 크거나 같은 종량요금과 접속요금을 갖게 된다. 따라서 임의의 부분경로 p 의 종량요금과 접속요금에 의해 결정되는 과금합수 $a_p x + b_p$ 가 정리 1의 두 가지 조건, 즉,

- ① $a_p < \Delta_D$,
- ② $\exists (x, y) \in V_D$ such that $a_p x + b_p < y$

중 하나를 만족하지 못한다면 그 부분경로 p 를 포함하는 모든 과금경로는 최저과금경로집합 D 에 포함될 가능성이 없다. 이는 부분경로 p 가 위의 두 조건중 하나를 만족하지 못한다면 이를 인수로 dfs-path를 재귀 호출함으로써 최저과금경로집합 D 에 새로이 추가될 과금경로를 찾을 수 없음을 의미한다. 따라서 알고리즘 4와 같이 dfs-path를 재귀 호출하기 전에 현재까지 탐색과정을 통해 얻은 부분경로 p 가 위의 두 조건 중 최소 하나를 만족하는지를 판단하고, 이들 모두를 만족하지 못할 경우 재귀호출을 중단함으로써 불필요한 과금경로에 대한 탐색과정을 생략함으로써 연산량을 크게 절감할 수 있다.

3.5 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘 시뮬레이션
 지금까지 논의한 brute force 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘과 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘의 소요 연산량을 비교하기 위해 그림 4에 주어진 무선접속환경과 사업자간 로밍협약상황을 고려한다. 즉, 사용자는 하나의 무선접속을 통해 서비스를 받을 수 있고 다수의 무선사업자들은 완전 그물형(fully meshed) 포괄적 로밍협약을 맺은 상황을 고려한다. 따라서 사업자 노드의 수를 증가시킬 경우 사용자가 접속노드에 접속하기 위해 이용할 수

알고리즘 4. 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘

```

i : 접속노드 (즉, 출발지 노드)
U : 접속노드에서 서비스노드로의 경로의 집합
D : 접속노드에서 서비스노드로의 최저과금경로의 집합
VD : 최저과금합수의 꼭지점 집합
ΔD : 최저과금합수의 점근적 종량과금

set U=empty set;
set D=empty set;
set VD=empty set;
set ΔD=∞;
set p=empty path;

execute dfs-path(노드 i, 경로 p);

procedure dfs-path(노드 n, 경로 p)
  visit(n);
  append n to p;
  if  $a_p \geq \Delta_D$  and all points  $(x,y) \in V_D$  satisfy  $a_p x + b_p \geq y$ 
    return;
  else if n=서비스노드
    add p to U;
    update D, VD, ΔD for the new path p;
    /* 알고리즘 1 적용 */
  else
    for each neighbor k of n
      if k is not in p
        dfs-path(k,p)
      endif
    endif
  endif
  remove n from p;
  return;
    
```

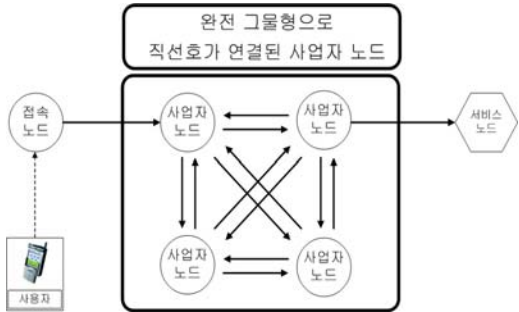


그림 4. 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘 시뮬레이션 모델

있는 과금경로는 기하급수적으로 증가하게 된다. 이 시뮬레이션 모델에서 각각의 직선호(즉, 포괄적 로밍협약)의 종량요금과 접속요금을 평균 0, 분산 1의 대수정규분포(lognormal distribution)^[20]를 이용하여 임의로 부여하였다. 최저과금경로/합수 탐색 알고리

들의 연산량을 측정하는 지표로는 서비스 노드에 도달하는 횟수, 즉, 최저과금경로/합수를 갱신하게 되는 횟수를 선택하였다.

brute force 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘은 모든 과금경로를 탐색하므로 직선호에 할당된 종량요금과 접속요금에 상관없이, 사업자노드 수에 따라 최저과금경로/합수의 갱신 횟수가 결정된다. 반면, 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘은 직선호에 할당된 종량요금과 접속요금의 값에 따라 최저과금경로가 될 가능성이 없는 부분경로들은 탐색과정에서 조기에 제외하게 되므로 최저과금경로/합수의 갱신 횟수는 사업자 노드의 수뿐만 아니라 이들 간의 로밍협약에 할당된 종량요금과 접속요금의 영향을 받는다. 따라서, 동일한 수의 사업자 노드에 대해서도 실험마다 다른 결과를 얻을 수 있으므로 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘의 경우, 최저과금경로/합수의 갱신 횟수를 주어진 사업자 노드 수에 대해 100회의 모의실험을 반복하여 그 평균값을 산출하여 비교하였다.

실험결과는 표 1과 그림 5에 도시되었다. 예상한 바와 같이 brute force 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘의 경우 최저과금경로/합수의 갱신 횟수는 사업

자 노드의 수가 증가함에 따라 기하급수적으로 증가한다. 반면, 개선된 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘의 경우 brute force 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘에 비해 그 증가율이 매우 낮으며 사업자 노드의 수가 불과 9인 경우에도 100배 이상의 차이로 연산량이 감소함을 확인할 수 있다.

IV. 최적 무선접속, 과금경로 선택기법

통합 무선접속서비스는 이중의 무선접속서비스를 지원할 수 있는 다중모드단말기(multi mode terminal)의 개발을 필수 전제로 한다. 여기서 다중모드 단말기란 둘 이상의 다른 무선접속방식을 지원하는 단말기를 의미하며, 이들은 지원하고자하는 무선접속방식의 하위계층, 즉, 물리계층(physical layer) 및 매체접속제어계층(media access control) 표준에 따라 설계되어야 한다. 다중모드단말기는 동시 접속 지원여부에 따라 단일접속 다중모드단말기와 다중접속 다중모드단말기의 두 가지 형태로 분류할 수 있다. 단일접속 다중모드단말기는 무선접속의 종류에 상관없이 최대 하나의 무선접속점에만 접속할 수 있는 단말기를 의미하며, 다중접속 다중모드단말기는 둘 이상의 이중 또는 동종 무선접속을 동시에 지원할 수 있는 단말기를 의미한다. 사용자가 이들 중 어떤 종류의 다중모드단말기를 사용하는가에 따라 사용자가 원하는 무선서비스의 QoS를 충족하면서 최저의 과금을 부과하는 무선접속과 과금경로를 선택하는 최적 무선접속 및 과금경로 선택의 문제는 매우 다른 형태가 될 수 있다.

우선 단일접속 다중모드단말기가 사용되는 경우, 사용자는 단 하나의 무선접속을 통해 무선접속 서비스를 제공받게 된다. 이때, 2절에서 언급된 바와 같이 본 논문에서는 무선접속서비스의 QoS가 무선링크의 QoS에 의해 결정된다고 전제하였으므로 무선접속의 서비스 품질은 사용자가 선택한 접속노드에 의해 결정된다. 그리고 포괄적 로밍협약을 통해 구축된 준연동 통합무선접속환경을 가정할 때, 과금방식은 사용자가 접속노드로부터 정당한 사용자로서 인증을 받기위해 발효된 하나의 과금경로에 의해 결정된다. 한편, 다중접속 다중모드단말기가 사용된 경우에 사용자는 둘 이상의 접속노드를 통해 무선접속서비스를 제공받게 되므로 사용자의 입장에서 바라 본 서비스품질은 무선접속서비스를 위해 선택된 접속노드의 조합에 의해 결정되고, 과금방식은 사용자가 서비스 받고자 하는 접속노드로부터 정당

표 1. 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘 시뮬레이션 결과

사업자 노드 수	서비스 노드 도달 횟수	
	brute force 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘	개선된최저과금경로/합수 탐색 알고리즘 (100회 반복 평균값)
4	5	4.9
5	16	13.9
6	65	23.72
7	326	42.69
8	1957	53.65
9	13700	82.4

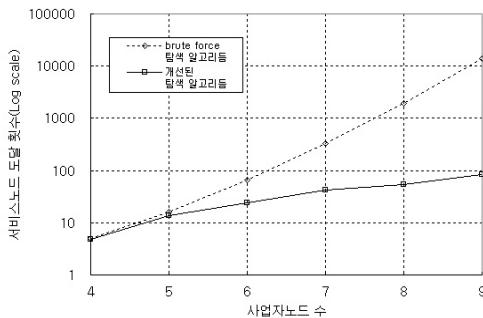


그림 5. 최저과금경로/합수 탐색 알고리즘 시뮬레이션 결과

한 사용자로서 인증받기 위해 선택한 과금경로의 조합에 의해 결정된다. 즉, 단일접속 다중모드단말기를 사용하였을 경우의 최적 무선접속 및 과금경로 선택문제는 하나의 접속노드와 이에 접속하기 위한 하나의 과금경로를 선택하는 문제인 반면, 다중접속 다중모드단말기를 전제할 경우, 다수의 무선접속 및 과금경로의 조합을 찾는 문제가 된다.

위의 논의로부터 최적접속 및 과금경로 선택의 문제는 단일접속 다중모드단말기의 사용을 전제할 경우보다 다중접속 다중모드단말기의 사용을 전제로 했을 경우 더 복잡한 형태가 될 것임을 쉽게 짐작할 수 있다. 이에 본 절에서는 사용자가 단일접속 다중모드단말기 혹은 다중접속 다중모드단말기를 이용하여 무선접속서비스를 받고자 하는 상황을 각각 단일접속환경과 다중접속환경이라 정의하고, 앞서 도출된 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘을 적용하여 단일접속환경에서 최적의 무선접속과 과금경로를 도출하는 방안을 우선 제시하고 이를 다중접속환경으로 확장/적용하기 위한 방안도 제안한다.

4.1 단일접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법

단일접속환경에서 사용자는 다수의 무선접속서비스 중, 하나의 무선접속서비스만 선택이 가능하므로, 단일접속환경에서의 최적서비스 선택문제는 사용자가 원하는 무선접속서비스의 품질(QoS)과 송수신 데이터양 x 가 주어졌을 때, 사용자의 QoS를 만족하면서 최저의 비용으로 사용자의 데이터를 송수신할 수 있는 하나의 무선접속과 그에 따른 과금경로를 선택해야하는 문제로 볼 수 있다. 무선접속의 서비스 품질은 사용자가 선택한 접속노드에 의해 결정되므로 무선접속서비스 선택문제는 전체 접속노드 중, 사용자의 QoS를 만족하는 하나의 접속노드를 선택하는 문제로 볼 수 있다. 이때, 사용자의 QoS를 만족하는 접속노드는 둘 이상일 수 있으므로, 이들을 본 논문에서는 사용자의 QoS 요구조건을 만족하는 접속노드 집합 B 로 정의한다. 한편, 과금경로 선택문제는 앞서 선택한 접속노드($i \in B$)부터 적당한 사용자로서 인증을 받을 수 있고 사용자에게 최저의 요금을 부과할 수 있는 모든 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$) 중, 송수신 데이터양 x 에 대해 최저의 요금을 사용자에게 부과하는 하나의 최저과금경로를 선택하는 문제로 볼 수 있다. 최저과금경로군 D_i 는 3장에서 제시한 최저과금경로/함수 탐색

알고리즘 5. 단일접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법

① 주어진 그래프 모델에서 사용자가 원하는 QoS를 만족하는 접속노드의 집합 B 를 찾는다.

② 알고리즘 4를 이용하여, 각 접속노드 $i \in B$ 로부터 서비스노드에 이르는 최저과금경로군 D_i 와 최저과금함수

$$f_{U_i}(x) = \min_{p \in D_i} (a_p x + b_p)$$

를 구한다.

③ 송수신하고자하는 데이터양 x 에 대해 $f_{U_i}(x)$ 를 최소로 하는 최적 접속노드 \hat{i} 를 구하고 $D_{\hat{i}}$ 에서 최저의 비용을 산출하는 과금경로를 다음과 같이 구한다.

$$\hat{p} = \operatorname{argmin}_{p \in D_{\hat{i}}} (a_p x + b_p).$$

알고리즘들 각 접속노드($i \in B$)에 적용하여 도출할 수 있으므로, 사용자의 QoS 요구조건을 만족하는 접속노드의 집합과 이들로부터 서비스노드 사이에 존재하는 D_i 가 주어지면 단일접속환경에서의 최적 무선접속과 과금경로 선택은 알고리즘 5와 같이 손쉽게 이루어질 수 있다.

이해를 돕기 위해, 알고리즘 5가 실제 적용되는 상황을 그림 6과 같은 예를 들어 살펴보자, 그림 6의 왼쪽에 있는 그래프 모델은 단일접속 다중모드 단말기 사용자가 A 사업자, B 사업자, 그리고 D 사업자의 서비스를 이용할 수 있는 위치에서 최적의 무선접속과 과금경로를 선택하여 데이터양 80 Mbit를 송신해야하는 상황을 나타낸다. 이때, 사용자가 요구하는 QoS는 최소 전송 대역폭으로 주어진다고 가정하고, 그 값은 3 Mbps로 하며, A 사업자, B 사업자, 그리고 D 사업자의 접속노드와 서비스노드사이에는 각각 4개, 2개, 그리고 3개의 과금경로가 존재한다고 전제하고, 이들을 그래프 모델에 점선으로 표시하였다. 지금까지 설명한 그래프 모델에 알고리즘 5의 5단계를 차례로 적용해 보면, 먼저 ① 단계로 사용자의 QoS 요구조건을 만족하는 접속노드의 집합 B 를 도출하는 과정을 살펴볼 수 있다. A 사업자, B 사업자, 그리고 D 사업자의 접속노드는 각각 11 Mbps, 1 Mbps 그리고 5Mbps의 대역폭을 제공하므로, 1 Mbps를 제공하는 B 사업자의 접속노드를 제외한 두 접속노드가 사용자의 QoS 요구조건을 만족하는 접속노드가 된다. 따라서 집합 B 는 A 사업자와 D 사업자의 접속노드를 원소로 하는 집합이 된다. ② 단계로 앞서 선택된 접속노드($i \in B$)로부터 서비스노드 사이의 최저과금경로군 D_i 와 최저과금함수 $f_{U_i}(x)$ 를 구해보면, 앞

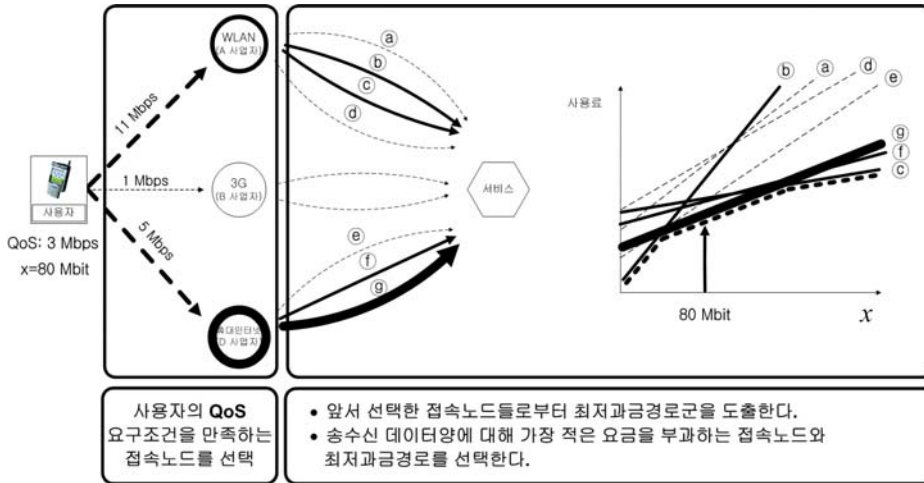


그림 6. 단일접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법의 예

서 ① 단계에서 선택한 A 사업자와 D 사업자의 접속노드와 서비스노드사이에는 그림 6에 기호 (a),..., (g)를 첨부한 점선과 같이, 각각 4개와 3개, 총 7개의 과금경로가 존재하므로 U_i 는 이들 7개의 과금경로를 원소로 하는 집합이 된다. U_i 의 원소 중, 최저과금경로를 형성하는 과금경로를 도출하기 위해 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘을 앞서 선택한 접속노드($i \in B$)에 적용하면 A 사업자로부터 최저과금경로 (b),(c), D 사업자로부터 최저과금경로 (f),(g)가 도출되며, 이들은 그래프 모델과 직교좌표에 직선으로 표시하였다. 따라서 최저과금경로군(D_i)은 이들 4개의 최저과금경로를 원소로 하는 집합이 되고, 도출된 최저과금경로군 D_i 를 $f_{U_i}(x) = \min_{p \in D_i} (a_p x + b_p)$ 에 적용하면, 어떠한 송수신 데이터양에 대해서도 최저의 과금을 제공하는 최저과금함수($f_{U_i}(x)$)를 최저과금경로 (b),(c),(g)로 구성된 함수로 도출할 수 있으며, 직교좌표에 굵은 점선으로 도시하였다. ③ 단계로 송수신 데이터양 80 Mbps에 대해 $f_{U_i}(x)$ 를 최소로 하는 최적 접속노드 \hat{i} 를 구하고, $D_{\hat{i}}$ 로부터 최저의 비용을 산출하는 최저과금경로 \hat{p} 를 산출해보면, 먼저 \hat{i} 는 $f_{U_i}(x)$ 에 80 Mbps를 대입한 후, $f_{U_i}(x)$ 를 최소로하는 접속노드($i \in B$)를 찾는 방법으로 D 사업자를 도출할 수 있다. \hat{p} 은 앞서 도출된 \hat{i} 의 최저과금경로군($D_{\hat{i}}$)과 80 Mbps를 $\hat{p} = \operatorname{argmin}_{p \in D_{\hat{i}}} (a_p x + b_p)$ 에 적용하여 최저과금경로 (g)를 구할 수 있다. 따라서 최종 도출된 D 사업

자와 최저과금경로 (g)는 사용자의 QoS 요구조건과 송수신 데이터양에 있어, 최적의 무선접속, 과금경로가 된다.

4.2 다중접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법

단일접속환경에는 최종적으로 하나의 무선접속서비스를 선택하면 되었으므로 각각의 무선접속서비스에 부여된 QoS 지표와 사용자가 원하는 QoS 요구조건과의 1:1 비교를 통한 선택이 가능하였다. 하지만 다중접속환경에서는 둘 이상의 무선접속을 동시에 선택하므로, 사용자에게 제공되는 무선접속의 QoS는 선택된 무선접속의 조합에 따라 달라진다. 따라서 사용자가 원하는 QoS와 무선접속의 QoS 지표를 1:1 비교하는 방법은 의미가 없으며, 동시 선택된 접속노드의 모든 QoS 지표를 함께 고려한 새로운 QoS 표현 방법이 필요하다. 즉, 다중접속환경에서 최적의 무선접속 선택방안을 고려하기 위해서는 둘 이상의 접속노드를 통해 무선접속서비스가 이루어질 때, 그 품질을 정량적으로 표현할 수 있는 방법이 우선적으로 고려되어야 한다.

현재 무선접속을 통한 데이터 서비스가 파일 또는 이메일 등 비실시간 데이터의 송수신에 주로 사용되고 있으나, 향후 스트리밍 등의 실시간 데이터 내려받기 서비스가 보편화 될 것으로 예상할 때, 주어진 데이터의 전송에 필요한 시간은 중요한 QoS 지표로 활용될 것으로 기대된다. 이에 본 논문에서는 사용자의 QoS 요구조건이 내려받고자하는 데이터의 양 x 와 이에 허용된 송수신 시간 T 에 의해

주어지는 것으로 가정한다. 즉, 선택된 무선접속의 조합을 통해 송수신 데이터양 x 를 허용된 송수신 시간 T 안에 송수신을 마무리할 수 있으면 사용자의 QoS 요구조건은 만족된다.

다중접속환경에서는 하나 이상의 무선접속을 동시에 선택할 수 있고, 사용자의 입장에서 바라 본 서비스품질(QoS)은 선택된 접속노드의 조합에 의해 결정되므로, 다중접속환경에서의 무선접속 선택문제는 조합을 고려한 선택의 문제로 볼 수 있다. 즉, 사용자는 n 개의 접속노드가 있을 때, $2^n - 1$ 가지 조합을 고려하여 자신의 QoS 요구조건을 만족하는 접속노드의 조합을 선택해야 한다. 또한, 선택한 하나 이상의 무선접속을 통해, 사용자는 자신의 데이터를 나누어 보낼 수 있으므로, 다중접속환경에서는 단일접속환경에서는 고려하지 않았던, 데이터 분할 문제도 접속노드의 조합과 함께 고려해야 한다. 바꾸어 말해, 사용자는 어떠한 접속노드의 조합을 선택하여 자신의 데이터를 어떻게 나누어, 선택된 접속노드(들)을 통해 전송할지 결정해야 한다. 데이터 분할을 고려할 때는 본 논문에서 새롭게 정의한 사용자의 QoS 요구조건을 만족시킬 수 있도록, 즉, 제한된 시간 안에 데이터 송수신을 마무리할 수 있도록 각 접속노드마다 데이터를 분할하여 할당해야 한다. 하지만, QoS를 만족하는 접속노드별 데이터 할당은 연속적인 값을 나누는 문제이므로, 그 결과는 연속적인 값을 갖는 조건식형태로 나오게 된다. 선택된 접속노드를 통해 분할된 데이터를 전송하기 위해서는 접속노드로부터 정당한 사용자로 인증받기 위한 과금경로를 접속노드별로 선택해야 한다. 이때, 사용자는 둘 이상의 과금경로를 동시에 선택할 수 있으므로, 과금경로 선택문제 역시 조합을 고려한

선택의 문제가 생긴다. 즉, n 개의 과금경로가 있을 때, $2^n - 1$ 가지 경우를 고려하여 과금경로군을 선택해야 한다. 하지만, 각 경우에 대하여 최저과금경로를 선택하기 위해서는 접속노드별로 사용자가 보내고자 하는 데이터양이 정해져 있어야 하는데, 앞서 도출된 접속노드별 데이터양은 연속적인 값을 갖는 조건식이므로, 최저과금경로는 선택되어질 수 없다. 이는 데이터 분할과정에서 최저과금경로를 고려해야 함을 의미하므로, 데이터 분할문제와 접속노드 선택 문제가 함께 고려해야 할 문제임을 상기할 때, 접속노드 선택문제, 데이터 분할문제, 그리고 과금경로 선택문제는 순차적으로 해결할 수 없는, 동시에 해결해야 할 문제임을 알 수 있다.

4.2.1 다중접속환경의 수학적 표현

다중접속환경에서의 접속노드 선택은 전체 접속노드 중, 하나 이상의 접속노드를 선택하는 모든 조합을 고려하므로, 모든 접속노드를 하나의 집합 B 로, 또한 각각의 접속노드 i 가 제공할 수 있는 최대 전송대역폭을 r_i 로 정의한다. 사용자가 임의의 접속노드 i 를 통해, 송수신하고자하는 데이터양에 상관없이, 접속노드 i 를 사용함으로써 사용자가 지불해야 할 과금을 최소화하는 과금경로는 접속노드 i 로부터 서비스노드로의 최저과금경로 중 하나가 되어야 함을 쉽게 알 수 있다. 따라서 최저과금경로 이외의 다른 과금경로는 다중접속환경에서도 고려할 필요가 없으므로, 그림 7과 같이 2장에서 제시한 원래의 그래프 모델을 간략화한 그래프 모델을 기반으로 최적 접속노드 및 최저과금경로의 조합을 구할 수 있다.

다중접속환경에서 데이터양 x 를 송수신할 때, 사

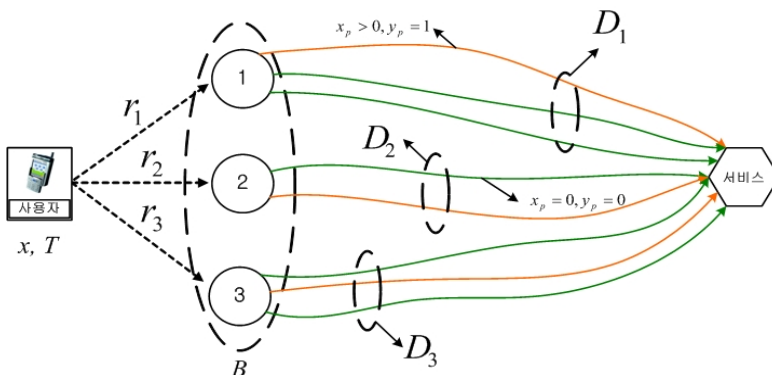


그림 7. 다중접속환경 그래프 모델

용자는 x 를 분할하여 둘 이상의 접속노드를 통해 데이터를 분산 송수신 할 수 있으며, 접속노드별로 분할된 데이터를 다시 나누어 둘 이상의 과금경로를 통해 데이터를 분산 과금 할 수 있다. 이를 반영하여 본 논문에서는 송수신 데이터양 x 를 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$)별로 분할한 데이터양을 x_p 로 나타내며 다음과 같은 조건을 만족한다.

$$\sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} x_p = x. \quad (7)$$

3장에서 임의의 과금경로 $p \in U_i$ 를 통해 x 만큼의 데이터를 송수신할 경우, 사용자가 지불해야 할 정보전송료는 $a_p x + b_p$ 로 표현하였다. 따라서 특정 최저과금경로를 통해 송수신할 데이터가 있는 경우, 즉, $x_p > 0$ 인 경우 사용자는 $a_p x_p + b_p$ 를 지불해야 하고, 특정 최저과금경로(p)를 통해 보내는 데이터가 없는 경우, 즉, $x_p = 0$ 인 경우 사용자는 정보전송료를 지불하지 않으므로 $a_p x_p + b_p = 0$ 이 되어야 한다. 하지만, $b_p > 0$ 인 경우, $x_p = 0$ 에 의해 $a_p x_p + b_p = 0$ 이 되지 않으므로 정보전송료($a_p x_p + b_p$)는 x_p 에 대해 비선형적인 특성을 갖는다. 따라서 각 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$)별 정보전송료($a_p x_p + b_p$)를 모두 합한 사용자의 총 과금비용($\sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} (a_p x_p + b_p)$) 역시 x_p 에 대해 비선형 특성을 갖고, $x_p = 0$ 일 때, $a_p x_p + b_p = 0$ 이 되어야 하는 별도의 조건식을 필요로 한다. 이러한 비선형성을 극복하기 위해, 본 논문에서는 특정 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$)의 사용 여부를 나타내는 과금경로활성화지표 y_p 를 도입하여 전체 과금비용을 다음과 같이 표현하였다.

$$\sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} (a_p x_p + b_p y_p). \quad (8)$$

여기서 y_p 는 0 또는 1의 값을 갖는 이산변수이며, 특정 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$)를 사용하지 않을 때는 0의 값을 갖고, 사용할 때는 1의 값을 갖는다.

$$y_p = 0 \text{ or } 1 \text{ for all } p \in \bigcup_{i \in B} D_i. \quad (9)$$

y_p 를 도입함으로써, 다음 선형 제약식을 통해 별도의 조건식 없이 특정 최저과금경로를 사용하지 않는 경우($y_p = 0$), $x_p = 0$ 이 되도록 하여 과금비용($a_p x_p + b_p y_p$)을 0으로 만들 수 있으므로 총 과금비용의 비선형성을 극복할 수 있다.

$$0 \leq x_p \leq Tr_i y_p \text{ for all } p \in \bigcup_{i \in B} D_i. \quad (10)$$

그리고 식 (10)은 특정 접속노드($i \in B$)를 통해 송수신 데이터양(x_p)을 분산 과금하여 전송할 때, x_p 가 허용된 송수신 시간(T)안에 송수신을 마쳐야 하는 조건을 동시에 나타낸다. 마지막으로, 사용자의 QoS 요구조건, 즉, 하나의 접속 노드($i \in B$)를 통해 보내는 모든 데이터 정보량(x_p)의 합은 제한된 송수신 시간(T)에 송수신을 모두 마쳐야 하는 조건을 식으로 표현하면 다음과 같다.

$$\frac{1}{r_i} \sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} x_p \leq T. \quad (11)$$

따라서 접속노드 선택문제, 데이터 분할문제, 그리고 과금경로 선택문제를 해결하기 위해서는 식 (7), (9), (10), (11)을 만족하면서 식 (8)을 최소화할 수 있는 x_p 와 y_p 의 값을 찾아야 하며, 5개의 식 (식 (7)-식 (11))을 정리하면 다음과 같다.

■ 최소화해야 할 목적함수

$$\sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} (a_p x_p + b_p y_p).$$

■ 제약조건식

- 트래픽 분산상의 제약조건식

$$\sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} x_p = x.$$

- QoS를 만족시키기 위한 제약조건식

$$\frac{1}{r_i} \sum_{p \in \bigcup_{i \in B} D_i} x_p \leq T.$$

- 과금경로의 선택여부를 과금비용에 반영하기 위한 제약조건식

$$0 \leq x_p \leq Tr_i y_p \text{ for all } p \in \bigcup_{i \in B} D_i.$$

- 정수변수로서의 제약조건식

$$y_p = 0 \text{ or } 1 \text{ for all } p \in \bigcup_{i \in B} D_i.$$

정리된 5개의 식들은 살펴보면, y_p 의 도입으로 x_p 에 대한 과금비용의 비선형성을 극복하여 다중접속환경에서의 수학적 표현을 목적함수와 제약조건식으로 이루어진 선형 프로그램(linear programming) 문제로 표현할 수 있었다. 하지만, y_p 가 0 또는 1의 값을 갖는 이산변수이므로, 다중접속환경에서의 수학적 표현은 혼합정수 선형 프로그램(Mixed Integer Linear programming) 문제의 한 형태로 볼 수 있으며, 일반적인 선형 프로그램 문제와는 다른 접근방법이 필요하다.

4.2.2 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제를 해결하기 위한 알고리즘

앞서 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제를 해결하기 위한 대표적인 알고리즘에는 brute force 알고리즘, 절단평면 알고리즘(cutting plane algorithm), 그리고 분기한정 알고리즘(branch and bound algorithm)이 있다^[21-23]. 본 논문에서는 이들 알고리즘의 원리와 특성을 소개하고, 이들의 적용방안을 제시함과 동시에 그에 따른 연산량을 비교한다.

일반적으로 혼합정수 선형 프로그램 문제는 연속적인 실수 값을 갖는 연속변수와 정수 값을 갖는 정수변수를 포함하고 있다. 이때, 정수변수에 정수 값을 부여하는 방법으로 정수변수를 상수로 고정시키면, 혼합정수 선형 프로그램 문제는 선형 프로그램 문제가 되어 일반적으로 알려진 선형 프로그램^[24-26]으로 연속변수의 최적해를 구할 수 있다. Brute force 알고리즘은 정수변수를 상수로 고정시키는 모든 경우에 대해 최적해를 구한 후, 목적함수를 최대로 만족시키는 최적해를 선택한다. 한편, 분기한정 알고리즘은 정수변수의 일부만 상수로 고정시키고, 나머지를 연속변수로 가정한 후, 선형프로그램을 적용하여 최적해를 구한다. 이와 같은 과정을 반복하면서 목적함수를 최대로 만족시키는 최적해, 즉 최적해의 하한값을 갱신해 나간다. 하한값을 반복 갱신하는 과정에서 특정 경우에 선형 프로그램을 통해 얻은 최적해가 이미 얻은 하한값보다 클 경우, 현재의 경우에서 더 많은 정수변수를 고정하는 경우는 고려 대상에서 제외시키는 방법으로 분기한정 알고리즘은 모든 경우를 고려하지 않고 전역 최적해를 구한다. 마지막으로, 절단평면 알고리즘은 혼

합정수 선형 프로그램 문제에 포함된 변수와 제약식을 고려하여 새로운 제약식(절단평면)을 추가하는 방식으로 최적해 영역(feasible region)을 좁혀나가는 방식이다. 하지만 앞서 제안된 혼합정수 선형 최적화 문제에 포함된 정수변수 y_p 는 0 또는 1의 값을 가지므로 좁은 최적해 영역을 형성하고, 최저과금경로($p \in \bigcup_{i \in B} D_i$)의 수가 늘어날수록 최적해 영역의 차원은 높아지므로 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제의 최적해 영역은 좁고 복잡한 형태를 나타낸다. 이러한 최적해 영역에 새로운 제약식을 추가시키는 과정은 복잡한 계산을 필요로 하며, 추가된 제약식으로 제외시킬 수 있는 최적해 영역은 넓지 않을 것으로 예상되므로, 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제를 해결하는데 있어서 절단평면 알고리즘은 적합하지 않을 것으로 사료된다. 따라서 본 논문에서는 brute force 알고리즘과 분기한정 알고리즘을 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제에 적용하는 방안을 살펴보고 그에 따른 연산량을 비교한다.

4.2.2.1 Brute force 알고리즘

전체 최저과금경로 집합을 $P = \left\{ p \in \bigcup_{i \in B} D_i \right\}$ 라 할 때, 특정 최저과금경로(p)의 사용여부는 P 가 P_0 와 P_1 으로 분할되는 과정으로 표현할 수 있다. 즉, $p \in P_0$ 이면, p 는 사용되지 않음을 의미하며($y_p = 0$), $p \in P_1$ 이면 p 는 사용됨을 의미한다($y_p = 1$). P 를 P_0 와 P_1 로 분할되는 각각의 경우, 모든 y_p 는 0 또는 1의 값을 가지므로 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제는 x_p 만의 선형 프로그램 문제가 되어 일반적인 선형 프로그램을 통해 x_p 의 최적해를 구할 수 있다. Brute force 알고리즘은 P 를 P_0 와 P_1 로 분할하는 모든 경우에 x_p 의 최적해를 구하고, 그 중 목적함수를 최대로 만족시키는 y_p 의 조합과 x_p 의 최적해를 도출하는 방법으로 전역 최적해를 구한다. 예를 들어 그림 8과 같이 4개의 최저과금경로가 있는 경우, 각 최저과금경로의 사용여부를 이진트리(binary tree)로 구성하면 1번 그림과 같이 총 15번의 경우의 수가 있으므로 brute force 알고리즘은 15번의 선형프로그램을 사용하여 전역 최적해를 구한다. 따라서 P 의 원소의 개수, 즉, 최저과금경로의 수가 n 개인 경우, P 를 P_0 와 P_1 로 분할하는 경우의 수는 $2^n - 1$ 이므로, 이 모든 경우의 수를 고려하는 brute force 알고리즘은 n 이 유한한 경우에만

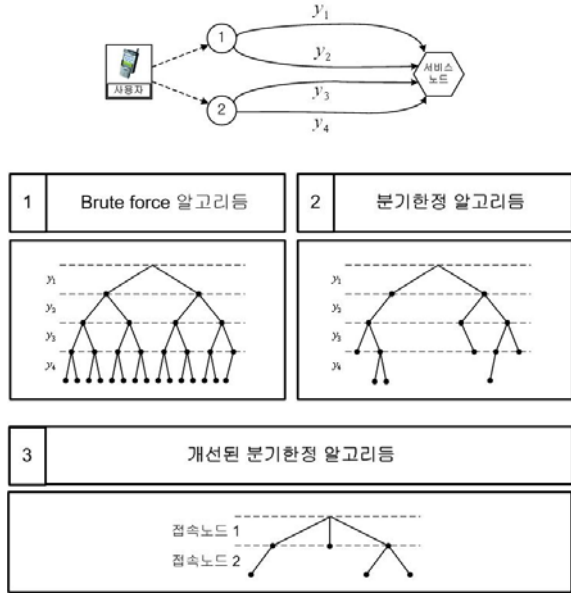


그림 8. Brute force 알고리즘과 분기 한정 알고리즘 그리고 개선된 분기 한정 알고리즘의 예

사용될 수 있으며, n 이 증가할수록 고려해야할 경우의 수는 지수적으로 증가하는 단점이 있다.

4.2.2.2 분기 한정 알고리즘

전체 최저과금경로 집합 P 를 P_0 와 P_1 로만 분할하면 고려해야할 경우가 너무 많기 때문에 분기 한정 알고리즘은 P 의 일부 원소만 P_0 와 P_1 로 나누고 나머지는 P_u 의 원소로 포함시킨다. 여기서 $p \in P_u$ 이면, 이는 y_p 를 0 또는 1로 고정시키지 않고 0과 1사이의 연속변수로 간주한다는 의미이다. P 를 P_0, P_1 그리고 P_u 로 분할하는 각각의 경우, 혼합정수 선형 프로그램 문제는 x_p 와 $y_p(p \in P_u)$ 의 선형 프로그램 문제가 되어, 일반적으로 알려진 선형 프로그램을 통해 x_p 와 $y_p(p \in P_u)$ 의 최적해를 구할 수 있다. 따라서 $p \in P$ 를 P_0 혹은 P_1 로 하나씩 옮기면서 나머지는 P_u 의 원소로 포함시키면, 각각의 경우 선형 프로그램을 통해 x_p 와 $y_p(p \in P_u)$ 의 최적해를 차례로 도출할 수 있으므로, 이들 중 목적함수를 최대로 만족시키는 최적해, 즉, 최적해의 하한값을 지속적으로 갱신해 나갈 수 있다. 하한값을 반복 갱신하는 과정에서 특정 경우의 최적해가 이미 얻은 하한값보다 큰 값을 갖는 경우, 현재 P 가 P_0, P_1, P_u 로 분할된 경우에서 더 많은 $p \in P$ 를 P_0 혹은 P_1 로 옮기는 경우는 고려하지

않는다. 왜냐하면 더 많은 $p \in P$ 를 P_0 혹은 P_1 로 옮기면 이는 더 많은 y_p 를 0 또는 1로 고정시킴을 의미하므로 선형프로그램이 선택할 수 있는 연속변수 $y_p(p \in P_u)$ 의 수가 적어져 현재의 하한값보다 더 나은 결과를 도출할 수 없기 때문이다. 따라서 분기 한정 알고리즘은 $p \in P$ 를 P_0 혹은 P_1 로 점진적으로 추가하는 과정 중에 특정 $p \in P$ 를 P_0 혹은 P_1 에 추가한 경우가 현재의 하한값보다 나은 결과를 도출할 수 있는지를 미리 검토할 수 있으므로, 그림 8의 2번 그림과 같이 P 를 P_0 와 P_1 로 분할하는 모든 경우를 고려하지 않고 전역 최적해가 존재할 가능성이 높은 경우에 대해 선형 프로그램을 적용하며 전역 최적해를 도출할 수 있다.

4.2.2.3 개선된 분기 한정 알고리즘

지금까지는 하나의 접속노드에 접속하기 위해 둘 이상의 과금경로를 통해 인증을 받는 경우가 최적해 후보로 고려하여 brute force 알고리즘 및 분기 한정 알고리즘을 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제에 적용하였다. 즉, 최저과금경로 p 와 p' 가 모두 D_i 의 원소인 경우, y_p 와 $y_{p'}$ 모두 1이 될 수 있는 경우도 최적해의 후보로 고려하였다. 그러나 다음의 정리는 이러한 경우가 최적해가 될 수 없음을 보여주며, 본 논문에서는 이를 최적해의 성질이라 정의한다.

정리 3. $D_i = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ 이고 임의의 데이터 양 $x > 0$ 에 대해 과금경로 p_1 가 최소의 과금을 부과한다고 가정하자; 즉,

$$a_{p_1}x + b_{p_1} \leq a_{p_k}x + b_{p_k} \text{ for all } k = 2, \dots, n.$$

이 경우, 데이터 양 x 를 최저과금경로 집합 D_i 의 다른 경로에 분산함으로써 부과되는 총 과금은 $a_1x + b_1$ 보다 작을 수 없다; 즉, $\sum_{k=1}^n x_{p_k} = x$ 를 만족하는 모든 $x_{p_1}, x_{p_2}, \dots, x_{p_n} \geq 0$ 에 대해 다음이 만족된다.

$$a_{p_1}x + b_{p_1} < \sum_{k=1}^n (a_{p_k}x_{p_k} + b_{p_k}).$$

위의 정리는 제안된 혼합정수 선형 프로그램 문제의 최적해는 하나의 무선접속에 둘 이상의 과금경로를 통해 접속하는 형태가 될 수 없음을 의미한다. 즉, \hat{x}_p 와 \hat{y}_p 가 최적해를 나타낸다면, 동일한 접속노드 $i \in B$ 에 접속하기 위한 두 과금경로 $p, p' \in D_i$ 가 있다고 할 때, \hat{y}_p 과 $\hat{y}_{p'}$, 또는 \hat{x}_p 과 $\hat{x}_{p'}$ 이 동시에 양의 값을 취할 수 없다. 따라서 총 최저과금경로의 수가 n 개, 각 접속노드($i \in B$) 존재하는 최저과금경로의 수가 n_i 개인 경우, 최적해의 성질을 이용하면 고려해야 할 경우의 수는 $2^n - 1$ 개에서 $\prod(n_i + 1)$ 개로 줄어든다. 이를 앞서 소개한 분기한정 알고리즘에 적용하면, 그림 8의 3번 이진 트리와 같이 총 9개의 경우의 수를 모두 탐색하지 않고 최적해를 찾을 수 있으며 본 논문에서는 이를 개선된 분기한정 알고리즘이라 정의한다.

4.2.3 제안된 알고리즘의 연산량 비교를 위한 시뮬레이션

앞서 소개한 brute force 알고리즘과 분기한정 알고리즘 그리고 개선된 분기한정 알고리즘의 소요 연산량을 비교하기 위해 그림 9와 같은 시뮬레이션 모델을 제시한다. 시뮬레이션 모델은 3개의 접속노드와 8개의 최저과금경로가 존재하는 상황에서, 다중접속 다중모드단말기 사용자가 송신 정보량 80 Mbit를 제한된 송수신 시간 1.5 sec 안에 분산 송수신해야 하는 상황을 설정하였다. 시뮬레이션 방법은 제안한 시뮬레이션 모델에서 brute force 알고리즘과 분기한정 알고리즘 그리고 개선된 분기한정

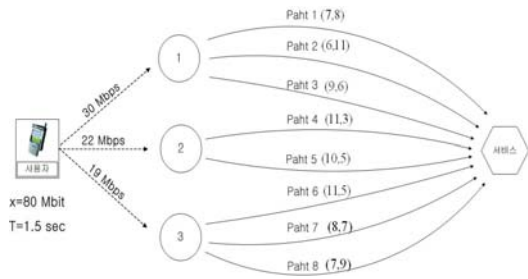


그림 9. 다중접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법 알고리즘 시뮬레이션 모델

표 2. 다중접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법 알고리즘 시뮬레이션 결과

알고리즘	선형프로그램 사용횟수
brute force 알고리즘	256
분기한정 알고리즘	21
개선된 분기한정 알고리즘	11

알고리즘이 선형프로그램을 사용하는 횟수를 기록하여 세 알고리즘의 연산량을 비교하였다. 결과는 표 2와 같이, 개선된 분기한정 알고리즘이 가장 적은 연산량을 소요함을 보여주고 있으며, 가장 높은 연산량을 소요하는 brute force 알고리즘에 비해 25배 정도의 차이로 연산량이 감소함을 알 수 있다.

V. 결론

무선통신기술의 발전과 무선데이터서비스에 대한 수요의 다변화로 인해 앞으로 등장하게 될 무선데이터서비스는 준연동 방식과 포괄적 로밍협약을 기반으로 한 통합 무선서비스체계가 될 것으로 기대된다. 통합 무선서비스체계에서 사용자는 자신이 원하는 품질(QoS)의 무선데이터서비스를 가장 저렴한 비용으로 제공받기 위해, 최적의 무선접속과 과금경로를 선택해야 한다. 이 선택의 문제를 해결하기 위해 본 논문에서는 사용자의 무선접속환경과 사업자들과의 로밍협약관계를 그래프 모델로 표현하였으며, 그래프 모델의 접속노드로부터 brute force 탐색 기법으로 최저과금경로를 도출할 수 있는 최저과금 경로/함수 탐색 알고리즘을 제시하였다. 그리고 이 알고리즘에 체계적 분기제한을 사용하여 개선된 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘을 제시하였으며 기존의 알고리즘보다 100배 이상 연산량이 감소됨을 확인하였다. 한편, 최적 무선접속, 과금경로 선택 문제는 사용자의 다중모드단말기의 종류에 따라 다른 형태의 문제임을 파악하고, 각각의 문제를 단일접속

환경, 다중접속환경에서의 최적 무선접속/과금경로 선택문제로 나누었다. 단일접속환경에서의 최적 무선접속/과금경로 선택문제는 앞서 제시된 그래프 모델과 최저과금경로/함수탐색 알고리즘을 이용하여 간단하게 해결할 수 있었으나, 다중접속환경에서는 단일접속환경에서와는 달리 다수의 무선접속과 과금경로를 선택할 수 있고, 단일접속환경에서는 고려하지 않았던 데이터 분할문제를 무선접속/과금경로 선택문제와 동시에 고려해야하므로 복잡한 형태의 수학적 문제가 된다. 이를 해결하기 위해, 다중접속환경을 그래프 모델로 표현하고, 이를 기반으로 다중접속환경에서의 최적 선택문제를 혼합정수 선형최적화 문제로 표현하였다. 제시된 혼합정수 선형최적화 문제를 풀기위한 방법으로써, brute force 알고리즘과 분기한정 알고리즘, 그리고 개선된 분기한정 알고리즘을 소개/적용하였으며, 이들의 소요 연산량을 시뮬레이션을 통해 비교한 결과, 개선된 분기한정 알고리즘이 brute force 알고리즘에 비해 25배 정도의 연산량 감소가 있음을 확인하였다.

- 첫째 : 사용자의 무선접속환경과 무선사업자들 간의 로밍협약관계를 그래프 모델로 표현
- 둘째 : 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘 제시 - 체계적 분기제한을 이용한 최저과금경로의 효율적 검색
- 셋째 : 단일접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법 제시
- 넷째 : 다중접속환경에서의 최적 무선접속, 과금경로 선택기법 제시 - 최적화 문제를 혼합정수 선형 프로그램 문제로 표현 - 탐색 및 분기횟수의 절감을 위해 분기한정 알고리즘과 최적해의 성질을 이용

본 논문에서 제안한 최적 무선접속/과금경로 선택기법이 다중모드단말기에 구현된다면, 사용자들은 무선사업자들간의 로밍협약과 과금정책이 지역별로 상이하게 형성되고, 시간에 따라 유동적으로 변하더라도 사용자는 어려움 없이 최적의 무선접속 및 과금경로를 선택할 수 있을 것으로 예상된다. 동시에 무선사업자들은 지역별 사용자와 기지국 분포, 동종 사업자의 수, 무선데이터서비스 용량에 따라 로밍협약과 과금정책을 자유롭게 변화시킬 수 있어 무선자원의 활용도를 높일 수 있을 것으로 기대된다.

현재까지 진행된 연구에서는 무선데이터서비스의

품질을 고려할 때, 무선링크의 QoS만 고려하였다. 그러나 현실적으로 사용자의 데이터를 송수신할 때, 사업자간의 유선망의 QoS에 영향을 받으므로, 앞으로 연구할 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘에서는 유선망의 QoS를 고려하여 과금경로에 따른 QoS 변화 상황을 정량적으로 산출할 예정이다. 본 논문에서는 포괄적 로밍협약이 앞으로 등장하게 될 통합 무선서비스체계에서 일반적 형태가 될 것으로 전망하고, 그래프 모델에 포괄적 로밍협약만을 표현하였다. 그러나 제한적 로밍협약만이 존재하는 현재와 포괄적 로밍협약이 주류를 이룰 미래 사이에, 두 로밍협약이 혼재하는 과도기적 기간이 있을 것으로 사료된다. 따라서 앞으로 연구할 그래프 모델에서는 제한적 로밍협약을 도입하여 제한적 로밍협약과 포괄적 로밍협약이 공존하는 상황에서의 최저과금경로/함수 탐색 알고리즘을 개발할 계획이다. 마지막으로 과금방식에 있어서, 본 논문에서는 종량요금 및 접속요금 방식의 과금체계를 전제하였으나, 상황에 따라서는 사용자에게 부과될 로밍비용 부담을 줄이기 위해 어느 단계 이상의 로밍경로에서는 로밍비용의 일정비율이 추가할증되는 비율할증방식이 도입될 것으로 예상된다. 이를 반영하여 앞으로의 연구에서는 다양한 과금방식을 고려할 예정이다.

부 록

정리 1. 다음의 조건 중, 하나가 만족되는 것은 새로 추가되는 과금경로 p 가 C' 에 반드시 포함되기 위한 필요충분조건이다.

- ① $a_p < \Delta_C$.
- ② $\exists (x, y) \in V_C$ such that $a_p x + b_p < y$.

증명: 우선 ① 또는 ②가 만족되는 것이 과금경로 p 가 C' 에 포함되기 위한 충분조건임을 증명한다. ①의 조건이 성립하는 경우,

$$a_p < \Delta_C - \epsilon < \Delta_C \quad (i)$$

를 만족하는 임의의 $\epsilon > 0$ 이 존재하므로, $\Delta_C = \lim_{x \rightarrow \infty} f_C(x)/x$ 임을 상기할 때, 충분히 큰 x 값에 대하여 다음이 성립한다.

$$\Delta_C - \epsilon < f_C(x)/x. \quad (ii)$$

또한, (i)로부터 충분히 큰 x 값에 대해

$$a_p x + b_p < (\Delta_C - \epsilon)x \quad (iii)$$

이 성립하므로, (ii),(iii)으로부터 충분히 큰 x 값에 대해

$$a_p x + b_p < f_C(x) \quad (iv)$$

이 성립함을 알 수 있다. 식 (iv)는 p 가 충분히 큰 x 값에 대해 C 의 어떤 경로보다도 작은 비용을 과금하는 경로임을 의미하므로, 당연히 p 는 C' 에 포함된다.

②의 조건이 성립하는 경우를 살펴보면, 우선 x 값이 매우 작을 때, $a_p \cdot 0 + b_p < f_C(0)$ 가 성립하므로, 이는 경로 p 가 충분히 작은 x 에 C 의 어떤 경로보다 작은 비용을 과금하는 경로임을 의미하므로 p 는 C' 에 포함된다. 다음으로 x 값이 매우 작을 때도 매우 큰 값도 아닐 때, ②의 조건은 만족하지만, $p \notin C'$ 라고 가정하면, $p \notin C'$ 에 의해 $C' = C$ 가 되고, 이는 $V_{C'} = V_C$ 임을 의미한다. 이때, 조건 ②는 $\exists (x,y) \in V_C = V_{C'} \text{ s.t. } a_p x + b_p < y$ 를 의미하므로 이는 $f_C(x)$ 가 w' 의 최저과금함수라는 사실에 모순이 된다. 따라서 ②의 조건이 만족된다면 $p \in C'$ 이다.

다음으로 필요조건을 증명하기 위해, $p \in C'$ 라고 가정하고 ①,② 중 하나는 반드시 성립해야함을 입증한다. 우선 $a_p x + b_p$ 이 모든 x 에 대해 $f_C(x)$ 보다 크거나 같은 값을 갖는다면, p 는 C' 의 원소가 될 수 없다. 따라서 $p \in C'$ 이면, 최소 하나의 x 값에 대해 $a_p x + b_p < f_C(x)$ 가 성립하여야 한다. 여기서, $a_p x + b_p < f_C(x)$ 를 만족하는 x 의 범위를 집합으로 표현하면, $B := \{x \in [0, \infty) : a_p x + b_p < f_C(x)\}$ 와 같이 정의할 수 있다. 이때, $f_C(x)$ 는 연속함수이므로 B 는 공집합이 아닌 $[0, \infty)$ 의 열린 부분집합이다. 또한 $f_C(x)$ 가 불록함수이므로 B 는 $[0, \infty)$ 의 연결된(connected) 부분집합이다. 즉, B 는 $[0, c)$, (c, d) , 또는 (d, ∞) 의 형태를 갖는다.

우선 B 가 $[0, c)$ 와 같이 주어진다면, 이는 $x = 0 \in B$ 에서 $a_p x + b_p < f_C(x)$ 가 성립함을 뜻하고, 이 경우 조건 ②가 만족된다. B 가 (d, ∞) 의 꼴로 주어질 경우, 만일 $d < x_l$ ($(x_i, y_i) \in V_C, i = 2, \dots, l$)라고 가정하면, 이는 조건 ②를 만족함을 의미한다. 반대로 $d \geq x_l$ 라고 가정하면, 구간 (d, ∞) 에

서 $f_C(x) = a_{p_l} x + b_{p_l}$ 로 주어지므로, $f_C'(x) = a_{p_l}$ 이 된다. 이때, $x \in (d, \infty)$ 라고 하면, 다음의 부등식을 얻는다.

$$a_p x_l + b_p \geq f_C(x_l) = a_{p_l} x_l + b_{p_l} (\because x_l \notin B), \quad (v)$$

$$a_p x + b_p < f_C(x) = a_{p_l} x + b_{p_l} (\because x \in B). \quad (vi)$$

(vi)의 양변에서 (v)의 양변을 빼면, 다음의 부등식을 얻는다.

$$a_p (x - x_l) < a_{p_l} (x - x_l). \quad (vii)$$

이는 a_p 가 $a_{p_l} = f_C(x)$ 보다 작다는 것을 의미하고, 따라서 조건 ①이 성립한다.

마지막으로 B 가 (c, d) 의 꼴로 주어졌을 때를 살펴보면, 모든 $(x_i, y_i) \in V_C$ 가 (c, d) 에 포함되지 않는다면, 이는 $x_l \leq c < d$ 이거나 적절한 m 에 대해 $x_m \leq c < d \leq x_{m+1}$ 을 만족한다는 것을 의미한다. 우선 $x_l \leq c < d$ 인 경우에 $c < x' < d$ 와 $c < d < x$ 를 만족하는 x' 와 x 가 존재한다고 하면, $a_p x_l + b_p \geq f_C(x_l)$, $a_p x' + b_p < f_C(x')$ 그리고 $a_p x + b_p \geq f_C(x)$ 를 만족해야 하는데, 이는 $f_C(x)$ 가 불록한 함수라는 사실에 모순이 된다. 다음으로, 적절한 m 에 대해 $x_m \leq c < d \leq x_{m+1}$ 인 경우에, $c < x < d$ 를 만족하는 x 가 존재한다고 하면, 이는 $a_p x_m + b_p \geq f_C(x_m)$, $a_p x + b_p < f_C(x)$, 그리고 $a_p x_{m+1} + b_p \geq f_C(x_{m+1})$ 임을 의미하는데, 이들 부등식도 $f_C(x)$ 가 불록한 함수라는 사실에 모순이 된다. 따라서 B 가 (c, d) 의 꼴로 주어질 경우에는 언제나 $a_p x_i + b_p < f_C(x_i)$ 를 만족하는 i 가 존재하고 ②의 조건을 만족하게 된다. ■

정리 2. 다음 조건 중 하나 이상 만족되면, 새로 추가되는 과금경로 p 에 의해, 과금경로 $p_m \in C$ ($m = 1, \dots, l-1$)은 C' 에 포함될 수 없다.

- ① $a_p x_m + b_p < y_m$ 이고 $a_p x_{m+1} + b_p \leq y_{m+1}$ 이다.
- ② $a_p x_m + b_p \leq y_m$ 이고 $a_p x_{m+1} + b_p < y_{m+1}$ 이다.

또한, 다음의 조건 중 하나 이상 만족되면 $p_l \in C$ 은 C' 에 포함될 수 없다.

③ $a_p \leq a_{p_i} = \Delta_C$ 이고 $a_p x_l + b_p < y_l$ 이다.

④ $a_p < a_{p_i} = \Delta_C$ 이고 $a_p x_l + b_p \leq y_l$ 이다.

증명: 먼저 정리의 조건이 ①,②인 경우를 살펴보면, 적절한 m 에 대해, $[x_m, x_{m+1}]$ 구간에서만 $f_C(x) = a_{p_m} x + b_{p_m}$ 가 성립하고 $[x_m, x_{m+1}]^C$ 에서는 $f_C(x) < a_{p_m} x + b_{p_m}$ 이라는 사실로부터, $\min_{p \in C - \{p_m\}} (a_p x + b_p)$ 는 $[x_m, x_{m+1}]$ 를 제외한 전 x 값에서 $a_{p_m} x + b_{p_m}$ 보다 작은 값을 취한다는 것을 알 수 있다. 이때, 정리의 조건 ①,②로부터,

$$a_p x_m + b_p < y_m \text{ and } a_p x_{m+1} + b_p \leq y_{m+1}$$

또는, $a_p x_m + b_p \leq y_m$ and $a_p x_{m+1} + b_p < y_{m+1}$ 이 성립하므로, 구간 $[x_m, x_{m+1}]$ 에서는 $a_p x + b_p < a_{p_m} x + b_{p_m}$ 임을 알 수 있다. 따라서 $A = \{p_1, \dots, p_{m-1}, p, p_{m+1}, \dots, p_l\}$ 라 하면, 모든 x 에 대해 $a_p x + b_p > a_{p_m} x + b_{p_m} > \min_{p \in A} (a_p x + b_p)$ 가 성립하고 이는 p_m 이 C' 의 원소가 될 수 없음을 의미한다.

다음으로 정리의 조건이 ③,④인 경우를 살펴보면, $[x_l, \infty)$ 구간에서 $f_C(x) = a_{p_l} x + b_{p_l}$, $[x_l, \infty)^C$ 에서는 $f_C(x) < a_{p_l} x + b_{p_l}$ 가 성립한다는 사실로부터, $\min_{p \in C - \{p_m\}} (a_p x + b_p)$ 는 $[x_l, \infty)$ 를 제외한 전 x 값에서 $a_{p_l} x + b_{p_l}$ 보다 작은 값을 취한다는 것을 알 수 있다. 이때, 정리의 조건 ③,④로부터,

$$a_p \leq a_{p_l} = \Delta_C \text{ and } a_p x_l + b_p < y_l$$

$$\text{또는, } a_p < a_{p_l} = \Delta_C \text{ and } a_p x_l + b_p \leq y_l$$

이 성립하므로, $[x_l, \infty)$ 에서 $a_p x + b_p < a_{p_l} x + b_{p_l}$ 임을 알 수 있다. 따라서 $A = \{p_1, p_2, \dots, p_{l-1}, p\}$ 라 하면, 모든 x 에 대해 $a_{p_l} x + b_{p_l} > \min_{p \in A} (a_p x + b_p)$ 가 성립하므로 p_l 은 C' 의 원소가 될 수 없다. ■

정리 3. $D_i = \{p_1, p_2, \dots, p_n\}$ 이고 임의의 데이터 양 $x > 0$ 에 대해 과금경로 p_1 가 최소의 과금을 부과한다고 가정하자; 즉,

$$a_{p_1} x + b_{p_1} \leq a_{p_k} x + b_{p_k} \text{ for all } k = 2, \dots, n.$$

이 경우, 데이터 양 x 를 최저과금경로 집합 D_i

의 다른 경로에 분산함으로써 부과되는 총 과금은 $a_1 x + b_1$ 보다 작을 수 없다; 즉, $\sum_{k=1}^n x_{p_k} = x$ 를 만족하는 모든 $x_{p_1}, x_{p_2}, \dots, x_{p_n} \geq 0$ 에 대해 다음이 만족된다.

$$a_{p_1} x + b_{p_1} < \sum_{k=1}^n (a_{p_k} x_{p_k} + b_{p_k}).$$

증명:

① $a_{p_1} \leq \dots \leq a_{p_n}$ 일 때,

$$a_{p_1} x + b_{p_1} \leq \sum_{k=1}^n a_{p_k} x_{p_k} + b_{p_1} \leq \sum_{k=1}^n (a_{p_k} x_{p_k} + b_{p_k}),$$

② $a_{p_1} > a_{p_2} > \dots > a_{p_n}$ 일 때,

$$a_{p_1} x + b_{p_1} \leq a_{p_n} x + b_{p_n} < \sum_{k=1}^n (a_{p_k} x_{p_k} + b_{p_k}).$$

■

참고 문헌

- [1] 박석지, 김응배, “이동통신산업 동향분석 및 발전전망,” *전자통신동향분석*, 제 19권 제3호, pp. 22-31, 2004.
- [2] 송석일, 김영일, 김영진, “초고속 휴대용 인터넷 기술,” *전자통신동향분석*, 제18권 제 6호, pp. 1-7, 2003.
- [3] 고석주, 정희영, 김성찬, 민재홍, “3G-WLAN 연동기술 동향,” *전자통신동향분석*, 제18권 제 4호, pp. 1-10, 2003.
- [4] D. Findlay, H. Flygare, R. Hancock, T. Haslestad, E. Hepworth, D. Higgins, and S. McCann, “3G interworking with wireless LANs,” *Third International Conference on 3G Mobile Communication Technologies*, 2002, pp. 394-399.
- [5] A. K. Salkintzis, C. Fors, and R. Pazhyannur, “WLAN-GPRS integration for next-generation mobile data networks,” *Wireless Communications*, vol. 9, pp. 112-124, 2002.
- [6] A. K. Salkintzis, “Interworking techniques and architectures for WLAN/3G integration toward 4G mobile data networks,” *IEEE Wireless Communications*, vol. 11, pp. 50-

- 61, 2004.
- [7] M. Jaseemuddin, "An architecture for integrating UMTS and 802.11 WLAN networks," Eighth IEEE International Symposium on Computers and Communication, vol. 2, 2003, pp. 716-723.
- [8] G. M. Koien and T. Haslestad, "Security aspects of 3G-WLAN interworking," *IEEE Communications Magazine*, vol. 41, pp. 82-88, 2003.
- [9] V. K. Varma, S. Ramesh, K. D. Wong, M. Barton, G. Hayward, and J. A. Friedhoffer, "Mobility management in integrated UMTS/WLAN networks," *IEEE International Conference on Communications*, vol. 2, 2003, pp. 1048-1053.
- [10] A. Mahapatra and R. Uma, "Authentication in an integrated 802.1X based WLAN and CDMA2000-1X network," *The 9th Asia-Pacific Conference on Communications*, vol. 1, 2003, pp. 227-231.
- [11] F. Fitzek, M. Munari, V. Pastesini, S. Rossi, and L. Badia, "Security and authentication concepts for UMTS/WLAN convergence," *IEEE 58th Vehicular Technology Conference*, 2003., vol. 4, 2003, pp. 2343-2347.
- [12] B. Hongyang, H. Chen, and J. Lingge, "Performance analysis of vertical handover in a UMTS-WLAN integrated network," *the IEEE International Symposium On Personal, Indoor And Mobile Radio Communications (PIMRC'03)*, vol. 1, 2003, pp. 187-191.
- [13] 3GPP TR 22.934 V6.2.0, "Feasibility study on 3GPP system to Wireless Local Area," Sep. 2003.
- [14] 3GPP TS 23.234 V.6.1.0, "3GPP system to Wireless Local Area Network(WLAN)," Jun. 2004.
- [15] ETSI, TR 101 957 V1.1.1, "Requirements and Architectures for interworking between HIPERLAN/2 and 3rd Generation Cellular systems," Aug. 2001.
- [16] 최진우, 이선우, 이병석, 조근호, "3G/WLAN/휴대인터넷 연동 보안 체계에 관한 연구," *ETRI 위탁과제 최종보고서*, Nov. 2004.
- [17] 조근호, 최진우, 전성익, 김영세, "3G/WLAN/휴대인터넷 연동상황을 고려한 사용자의 최적 서비스 선택방법에 대한 연구," *한국통신학회 2004년도 추계종합학술대회 논문 초록집 Vol.30*, pp465, Nov. 2004.
- [18] Thomas H. Cormen, Charles E. Leiserson, Ronald L. Rivest, and Cliff Stein, *Introduction to Algorithms(Second Edition)*, MIT Press, pp 540-547, 2001.
- [19] Sartaj Sahni, *Data structures, Algorithms and Applications in C++*, McGrawHill, pp. 605-608, 1998.
- [20] Vijay K. Rohatgi, A. K. Md. Ehsanes Saleh, *An Introduction to Probability and Statistics(2nd Edition)*, Wiley, pp. 231, 2000.
- [21] Christodoulos A. Floudas, *Nonlinear and Mixed-Integer Optimization Fundamentals and applications*, Oxford University Press, pp. 95-107, 1995.
- [22] Hamdy A. Taha, *Integer Programming Theory, Applications, and Computations*, Academic Press, pp. 139-225, 1975.
- [23] Laurence A, Wolsey, *Interger programming*, Wiley, pp. 91-134, 1998.
- [24] Katta G.Murty, *Linear Programming*, John Wiley & Sons, pp. 1-164, 1983.
- [25] George B. Dantzig, *Linear Programming and Extensions*, Princeton University Press, pp. 32-253, 1963.
- [26] Bernard Kolman, Robert E. Beck, *Elementary Linear Programming with Applications*, Academic Press, pp. 45-246, 1995.

조 근 호 (Geunho Cho)

정회원



2004년 2월 서강대학교 전자공학과 학사

2006년 2월 서강대학교 전자공학과 석사

<관심분야> 이종무선통합망, QoS

최진우 (Jinwoo Choe)

정회원



1990년 2월 서울대학교 제어
계측공학과 학사
1992년 2월 서울대학교 제어
계측공학과 석사
1998년 12월 Purdue University
전기컴퓨터공학과 박사

1998년 11월~2001년 1월 University of Toronto 전
기컴퓨터공학과 부교수

2001년 3월~현재 서강대학교 전자공학과 부교수
<관심분야> 통신망 설계 및 성능해석, 광통신망, 멀티
미디어 캐싱

김영세 (Youngse Kim)

정회원



1999년 2월 경북대학교 전자과
학사
2001년 2월 경북대학교 전자과
석사
2001년~현재 한국전자통신연구원
무선보안응용연구팀 선임연구원
<관심분야> 암호 설계, 스마트

카드, 무선보안, 초소형 플랫폼 기술

전성익 (SungIk Jun)

정회원



1985년 2월 중앙대학교 전자계
산학과 이학사
1987년 2월 중앙대학교 전자계
산학과 석사
1987년~현재 한국전자통신연구
원 책임 연구원
2003년 현재 무선보안응용연구

팀장

<관심분야> 정보보호, 무선 보안, 실시간운영체제, 스
마트카드기술