

IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 네트워크를 위한 통합 자원 할당-라우팅 기법

A Joint Resource Allocation and Routing Scheme for the IEEE 802.16j Multi-hop Relay Networks

이 경 주* 이 혁 준**
(Kyung-Joo Lee) (Hyuk-Joon Lee)

요 약

기지국과 이동 단말 간의 경로 설정, 즉 라우팅은 멀티홉 셀룰러 시스템의 핵심 기술 중 하나이다. 또한, 멀티홉 셀룰러 시스템에서 기지국과 중계기들이 각 셀의 자원을 공유하므로, 전체 시스템의 가용 무선 자원을 최대한 이용할 수 있는 자원 할당 기법이 필요하다. 본 논문에서는 OFDMA 기반 멀티홉 셀룰러 시스템을 위한 통합 자원할당-라우팅 기법을 제안한다. 제안하는 기법은 전체 시스템의 하향 링크 처리율을 최대화하기 위한 통합 자원 할당-라우팅 문제를 MMKP 기반 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 근사 해를 구한다. 실험 결과는 제안하는 기법이 시스템의 하향 링크 처리율 측면에서 링크 품질 기반 라우팅 기법보다 높은 성능을 나타내며, 최적 해를 도출하는 기법에 근접한 성능을 나타냄을 보인다.

Abstract

Routing (or path selection) is one of the key issues of multi-hop relay networks such as the IEEE 802.16j. Moreover, the allocation of appropriate resource such as bandwidth should not only be made in accordance with the paths selected, but the utilization of radio resource of an entire cell should also be maximized. Due to this interdependency between the problems of resource allocation and routing, it is desired these two problems are addressed simultaneously. In this paper, we propose a joint resource allocation and routing scheme for an OFDMA-based multi-hop cellular system. This scheme uses a polynomial time heuristic algorithm called Multi-Dimensional Multi-choice Knapsack Problem (MMKP) in order to find an approximate solution maximizing the total downlink throughput. In the simulation results, we show that the proposed scheme finds a sub-optimal solution which is superior to a link quality-based routing scheme, but slightly worse than the optimal solution.

Key words: IEEE 802.16j, multi-hop relay, routing, resource allocation, MMKP, multi-hop cellular system

† 본 연구는 지식경제부 및 정보통신연구진흥원의 IT신성장동력핵심기술개발사업[2006-S-011-03, 멀티홉 WiBro용 relay/mesh 통신 시스템 개발]과 한국과학재단 특정기초연구[R01-2008-000-12233-0] 지원 사업의 일환으로 수행하였음.

* 주저자 : 광운대학교 컴퓨터공학과 석사

** 공저자 : 광운대학교 컴퓨터공학과 교수

† 논문접수일 : 2009년 1월 19일

† 논문심사일 : 2009년 2월 13일

† 게재확정일 : 2009년 2월 16일

I. 서 론

최근 들어 사용자들의 멀티미디어 서비스에 대한 요구가 증가됨에 따라, 셀룰러 시스템은 사용자들에게 높은 전송률과 QoS(Quality of Service)를 보장해 줄 수 있어야 한다. 그러나 기존 셀룰러 시스템은 가용 무선 자원이 제한적이기 때문에 사용자들의 요구를 충족시켜 주는데 한계가 있다. 이를 해결하기 위한 대안들 중 하나로, 기지국(BS: Base Station)을 추가 증설하는 대신에 중계기(RS: Relay Station)를 이용하여 기지국의 서비스 영역을 확장시키고 전체 시스템의 통신 용량을 향상시킬 수 있는 멀티홉 셀룰러 시스템 기술이 제안되었다 [1, 2]. 멀티홉 셀룰러 시스템은 기존 셀룰러 시스템의 기반 구조를 그대로 활용하며, 추가적인 유선 기반 구조를 구성할 필요가 없는 중계기를 사용한다. 따라서, 멀티홉 셀룰러 시스템은 기존 셀룰러 시스템의 장점과 애드혹 네트워크의 장점을 동시에 수용할 수 있다. 이러한 이유로, 최근에는 IEEE 802.16j/m, LTE-advanced와 같은 차세대 이동 통신을 위한 표준에서도 멀티홉 셀룰러 시스템을 기반으로 하는 기술을 포함하는 방안에 대한 논의가 진행 중이다 [3-5].

기지국과 이동 단말(MS: Mobile Station) 간의 경로 설정, 즉 라우팅은 멀티홉 셀룰러 시스템의 핵심 기술 중 하나이다. 멀티홉 셀룰러 시스템에서의 라우팅 관련 연구는 기존에도 진행된 사례들이 있으며, 대표적인 것으로 다음의 연구들을 들 수 있다. 기존의 연구들 중에서는 송·수신 노드 간 링크 품질을 라우팅 척도로 이용하여 경로를 설정한 연구들이 있으나 [6-8], 이러한 연구들은 경로를 설정할 때 송신 노드들로부터 이용 가능한 무선 자원량을 고려하지 않기 때문에 전체 시스템의 처리율을 최대화 할 수 없다. Y.-D. Lin과 Y.-C. Hsu는 멀티홉 셀룰러 네트워크를 위한 기지국 중심의(base-centric) 라우팅 프로토콜을 제안하였다 [9]. 이 프로토콜은 table-driven 방식과 AODV(Ad-hoc On-demand Distance Vector)에 기반한 on-demand 방식을 결합한 하이브리드 방식을 채택하였으나, AODV는 IEEE 802.11 DCF(Distributed Coordination Function)와 같은 분산형 MAC 프로토콜

을 기반으로 하는 시스템에 적합한 방식으로 중앙통제 방식의 MAC 프로토콜을 이용하는 셀룰러 시스템에 그대로 적용하는데 문제가 있다.

라우팅 관련 연구 중 하향 링크 처리율의 최대화를 위하여 경로 설정과 하향 링크의 전송률 할당을 통합하여 고려한 연구도 있다. 이 연구는 CDMA(Code-Division Multiple Access) 기반 멀티홉 셀룰러 네트워크에서 하향 링크 처리율의 최대화를 위한 통합 전송률 할당-라우팅 기법으로[10], 중계기가 배치된 두 개의 인접 셀에서의 하향 링크 처리율을 최대화하기 위하여 MMKP(Multi-dimensional Multi-choice Knapsack Problem) 기반의 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 통합 전송률 할당-라우팅 문제의 근사 해를 구하였다. 그러나 이 기법은 기지국이 제공할 수 있는 최대 전송률로 모든 하위 노드들에게 데이터를 전송할 수 있는 CDMA 시스템에 적합한 방식이므로 송·수신 노드 간 링크 품질에 따라 서로 다른 전송률을 부여하는 OFDMA 기반의 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에 그대로 적용하는데 문제가 있다. 또한 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템과 같이 기지국과 중계기의 전송 영역이 구분된 프레임 구조를 사용하는 시스템에 적합하지 않다.

본 논문에서는 OFDMA 기반의 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템 중 transparent 모드로 동작하는 시스템에서의 통합 자원할당-라우팅 기법을 제안한다. 제안하는 기법은 transparent 중계기가 배치된 단일 셀에서의 하향 링크 처리율을 최대화하기 위한 통합 자원할당-라우팅 문제를 송신 노드의 최대 데이터 전송량을 포함하는 MMKP 문제로 변환하고 라그랑지 승수 기법을 기반으로 하는 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 근사 해를 구한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2 장에서는 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템 중 본 연구와 관련된 특징들에 대한 개요를 간략히 기술하며, 3 장에서는 통합 자원 할당-라우팅 문제를 MMKP 문제로 변환하는 방법을 기술하고, MMKP 문제의 근사 해를 구하는 휴리스틱 알고리즘에 대하여 기술한다. 4 장에서는 실험 결과를 통해 통합 자원 할당-라우팅 기법의 성능을 분석하고 5 장에서 본 연구의 결론을 맺는다.

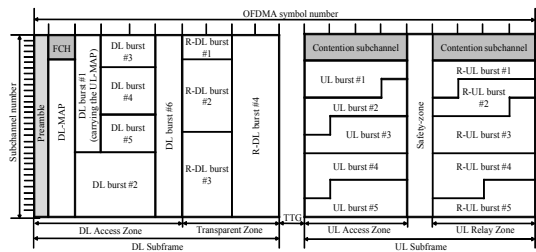
II. IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템

IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템은 음영 지역의 해소를 통한 커버리지 확장과 데이터 처리율 향상을 목적으로 제안되었다. IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템을 위한 드래프트 표준 문서에는 멀티홉 릴레이 네트워크의 기능과 사용 모델 등에 대한 내용이 기술되어 있으며, 현재 IEEE 802.16j 릴레이 태스크 그룹(Relay Task Group)에서 이를 기반으로 하여 letter ballot을 진행하고 있다. IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 네트워크를 이용하는 목적은 서비스 커버리지를 확장시키고 사용자에게 QoS를 지원하기 위하여 네트워크 신뢰성 및 링크 처리율을 향상시키는 것이다. IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템은 상대적으로 CINR(Carrier to Interference and Noise Ratio)이 낮은 셀 경계 영역에 중계기를 배치함으로써 시스템의 통신 용량, 신뢰성, 이동 단말 당 데이터 처리율 등을 향상시킬 수 있다. 이는 중계기를 이용한 링크의 CINR이 기존 링크의 CINR보다 높아지기 때문에 중계기를 이용한 링크는 기존 링크에 비하여 더 높은 전송률을 제공할 수 있다. 이러한 스펙트럼 효율의 향상은 시스템 처리율의 향상으로 이어진다. 또한, IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템은 중계기를 이용함으로써 기지국의 커버리지를 확장할 수 있고, 인접 주파수 대역을 이용하는 송신기들로부터 생성되는 간섭 신호, 장애물, 랜덤 페이딩 등과 같은 요인들로 인해 발생하는 커버리지 홀을 제거할 수 있다.

IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에서 중계기는 프리앰블, FCH, MAP과 같은 프레임 제어 정보의 생성 여부에 따라 transparent 중계기와 non-transparent 중계기로 분류된다. Transparent 중계기는 프레임 제어 정보를 생성할 수 없기 때문에 기지국과 동일한 주파수 대역을 공유하여 이동 단말들과 통신하며 주로 음영 지역의 해소와 시스템 처리율의 향상을 위한 용도로 이용된다. Non-transparent 중계기는 프레임 제어 정보를 생성할 수 있기 때문에 독립적인 셀을 형성할 수 있으며 기지국의 커버리지를 확장시키는 용도로 이용 가능하다. 드래프트 표준에서는 이러한 두

가지 종류의 중계기들에 대한 각각의 프레임 구조와 동작 방식을 정의하고 있다. Transparent 중계기는 하향 링크 접속 구간(DL Access Zone)에서 상위 노드로부터 수신된 하향 링크 데이터를 투명 중계 구간(Transparent Zone)에서 하위 노드로 전송하고, 상향 링크 접속 구간(UL Access Zone)에서 하위 노드로부터 수신된 상향 링크 데이터를 상향 링크 중계 구간(UL Relay Zone)에서 상위 노드로 전송한다.

Transparent 모드로 동작하는 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에서 프레임의 생성할 수 없는 transparent 중계기는 자원 할당과 라우팅을 수행할 수 없기 때문에 기지국이 이를 대신한다. 기지국은 하향 링크 부프레임(DL Subframe)과 상향 링크 부프레임(UL Subframe) 구간의 경계를 결정하고 각 부프레임 내에서 하향 링크 접속 구간, 투명 중계 구간, 상향 링크 접속 구간, 그리고 상향 링크 중계 구간의 경계를 결정해야 하며, 기지국과 이동 단말 간의 경로 설정 결과에 따라 해당 부프레임 내에 각각의 버스트를 할당해야 한다. 이때 하향 링크 접속 구간에서의 자원은 서로 다른 중계기들과 이동 단말들에 의하여 공유되어야 하나, 투명 중계 구간에서의 자원은 서로 다른 중계기들 간에 전송 범위가 중첩되는 구간이 없는 것으로 가정하기 때문에 모든 중계기들에게 독립적으로 할당될 수 있다. <그림 1>의 버스트 할당을 예를 들면, 하향 링크 접속 구간에서 적어도 하나 이상의 버스트가 중계기에게 전송되는 트래픽이라고 한다면 이를 수신한 중계기는 투명 중계 구간에서 하위 이동 단말들에게 4개의 버스트를 전송할 것이



<그림 1> IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템의 프레임 구조

<Fig. 1> Frame structure for the IEEE 802.16j Multi-hop relay system

다.

하향 링크 부프레임에서의 버스트 할당은 연속된 OFDMA 심볼과 부채널을 2차원 블록 형태로 구성하여 이루어진다. 각 블록은 다수의 슬롯으로 구성되며, 각 슬롯에 포함될 수 있는 데이터 양은 송신 측의 MCS (Modulation and Coding Scheme) 레벨에 따라 달라진다. 이때, MCS 레벨은 상위 노드로부터 수신된 신호의 CINR 값을 기반으로 결정된다.

III. 통합 자원 할당-라우팅 기법

Transparent 모드로 동작하는 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에서 기지국은 하향 링크 부프레임의 하향 링크 접속 구간에서 이동 단말들과 중계기들에게 데이터를 전송하고, 각 중계기는 기지국으로부터 수신된 데이터를 동일한 하향 링크 부프레임의 투명 중계 구간에서 이동 단말들에게 전송한다. 하향 링크 접속 구간과 투명 중계 구간 간의 경계는 기지국으로부터 이동 단말들에게 직접 전송되는 전체 데이터의 양과 중계기들을 경유하여 간접적으로 전송되는 전체 데이터의 양에 따라 결정된다. 이때, 각 이동 단말의 MCS 레벨에 의해 하향 링크 부프레임의 자원이 할당되는데, 각 이동 단말의 MCS 레벨은 경로에 따라 결정된다. 따라서 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에서의 라우팅 문제와 자원 할당 문제는 통합 해결되어야 한다.

본 논문에서 해결하고자 하는 문제는 transparent 모드로 동작하는 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템의 하향 링크 처리율을 최대화하기 위하여 기지국과 이동 단말들 간의 경로들과 각 경로에 상응하는 자원 할당에 대한 최적의 집합을 찾는 것이다. 본 연구에서 고려한 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템 모델은 <그림 2>와 같다. IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템에서 중계기는 하위 중계기와 통신할 수 있으나, 본 연구에서는 기지국과 각 이동 단말 간에 오직 하나의 중계기를 이용하는 경우만을 고려한다. 또한 핸드오버를 고려하지 않으므로 중계기들과 이동 단말들은 고정적으로 배치되는 것으로 가정한다. 본 연구에서는 하향 링크 통신만을 고려하므로 이동 단

말들은 기지국으로부터 직접 데이터를 수신하거나 중계기를 경유함으로써 간접적으로 데이터를 수신할 수 있으며, 기지국이 배제된 이동 단말들 간의 직접적인 데이터 송·수신은 불가능하다고 가정한다. 이에 따라, 기지국은 오직 송신 노드로만 동작하고 중계기들은 송·수신 동작이 모두 가능하며 이동 단말들은 수신 노드로만 동작한다고 가정한다. 또한, 전체 프레임 내에서 각 OFDMA 슬롯은 오직 하나의 노드에 의해 이용되며, 단위 OFDMA 슬롯에서 송신 노드 i 가 수신 노드 j 에게 최대 전송할 수 있는 데이터의 양은 B_{ij} 이다. B_{ij} 는 송신 노드 i 와 수신 노드 j 간 MCS 레벨에 의해 결정되며, 동일 프레임 내에서 변하지 않는다고 가정한다.

각 이동 단말이 요구하는 평균 데이터 전송률이 R_j 일 때, 송신 노드 i 가 이동 단말 j 에게 R_j 를 보장하기 위하여 필요한 OFDMA 슬롯의 개수는 $s_{ij} = \lceil R_j T_w / B_{ij} \rceil$ 이다. 이때, T_w 는 프레임 주기를 나타낸다. 모든 사용자들에 의해 요청된 데이터 전송률을 수용하면서, 시스템의 하향 링크 처리율을 최대화하는 문제는 식 (1)과 같이 표현할 수 있다.

$$\max_{s_{ij}} \left\{ \sum_{j=M+1}^{N+M} (s_{1j} B_{1j} + s_{2j} B_{2j} + \dots + s_{Mj} B_{Mj}) \right\} \quad (1)$$

$$s.t. \sum_{j=M+1}^{N+M} (s_{1j} + s_{2j} B_{2j} / B_{12} + \dots + s_{Mj} B_{Mj} / B_{1M}) \leq \omega_{ACCESS} \quad (2)$$

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} s_{ij} \leq \omega_{RELAY} \quad i = 2, \dots, M. \quad (3)$$

M , N 은 각각 송신 노드들의 개수와 이동 단말들의 개수를 의미하며, ω_{ACCESS} 와 ω_{RELAY} 는 각각 한 프레임 동안 하향 링크 접속 구간과 투명 중계 구간에 할당된 전체 슬롯 개수를 의미한다.

식 (1)은 모든 송신 노드들이 전송하는 데이터 양의 합이다. 식 (1)의 첫 번째 항은 기지국이 이동 단말들에게 직접 전송하는 데이터 양이고, 이외의 항은 중계기가 이동 단말들에게 전송하는 데이터 양이다. 본 논문에서는 송신 다이버시티(transmitter diversity)를 이용하지 않는 시스템을 가정하기 때문에 각 이

동 단말은 최대 하나의 경로로부터 데이터를 수신해야 하며, 이에 따라 식 (1)에서 오직 하나의 항만이 '0'이 아닌 값을 가진다. 식 (2)-(3)은 송신 노드들에 의해 이용되는 슬롯의 개수에 대한 제약 조건이다. 식 (2)는 기지국으로부터 이동 단말들과 중계기들에게 데이터를 전송하는데 이용되는 전체 슬롯 개수를 하향 링크 접속 구간에 할당된 전체 슬롯 개수를 초과할 수 없음을 의미하고, 식 (3)은 중계기로부터 이동 단말들에게 데이터를 전송하는데 이용되는 전체 슬롯 개수는 투명 중계 구간에 할당된 전체 슬롯 개수를 초과할 수 없음을 의미한다. 본 연구에서는 서로 다른 중계기들 간에 전송 범위가 중첩되지 않는 것으로 가정하기 때문에 투명 중계 구간에서의 자원은 모든 중계기들이 독립적으로 사용할 수 있다.

식 (1)의 최적화 문제는 식 (2)의 제약 조건에서 송신 노드들 간에 의존성을 갖기 때문에 MMKP 알고리즘 형태로 유도할 수 없다. 이를 해결하기 위해 본 연구에서는 M. Shabany이 제안한 방법[10]을 이용하여 송신 노드들 간의 의존성을 제거함으로써, 제약 조건 식 (2)-(3)을 식 (4)-(7)의 형태로 변환할 수 있으며, 최적화 문제는 MMKP 알고리즘 형태로 변환할 수 있다.

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} s_{1j} B_{1j} \leq \sum_{j=2}^{N+M} s_{1j} B_{1j} - \sum_{i=2}^M k_i B_{1i} \quad (4)$$

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} s_{2j} B_{2j} \leq k_2 B_{12} \quad (5)$$

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} s_{3j} B_{3j} \leq k_3 B_{13} \quad (6)$$

⋮

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} s_{Mj} B_{Mj} \leq k_M B_{1M}, \quad (7)$$

k_i ($i = 1, \dots, M$)는 하향 링크 접속 구간에서 송신 노드들을 위하여 할당된 슬롯 개수이고, 기지국과 중계기들의 데이터 전송량에 따라 유동적으로 설정된다. 식 (4)는 기지국은 하위 노드들에게 전송할 수 있는 전체 데이터 전송량 중에서 중계기들에게 전송

하는 데이터 양을 제외한 나머지 데이터 양만을 이동 단말들에게 직접 전송할 수 있음을 의미한다. 식 (5)-(7)은 중계기들의 전체 데이터 전송량이 기지국으로부터 수신된 데이터 양을 초과하지 않도록 하기 위한 제약 조건들로서, 식 (4)를 포함하여 식 (8)의 형태로 통합하여 표현할 수 있다.

$$\sum_{j=M+1}^{N+M} a_{ij} x_j \leq C_i \quad \forall i \in \{1, \dots, M\}, \quad (8)$$

x_j 는 이동 단말 j 를 위한 자원이 할당된 경우 '1'이고, 그렇지 않을 경우 '0'이다. 송신 노드 i 로부터 이동 단말 j 에게 전송되는 데이터 양은 $\alpha_{ij} = s_{ij} B_{ij}$ 이고, C_i 는 식 (4)-(7)의 우변과 같다.

식 (8)의 제약 조건을 갖는 식 (1)의 최적화 문제는 MMKP 알고리즘 형태로 유도할 수 있다. MMKP는 일반적인 knapsack 문제를 M 개의 차원으로 확장한 형태이며, 각 차원은 W_1, W_2, \dots, W_M 크기의 knapsack을 가진다. MMKP를 이용하는 목적은 선택된 아이템 값들의 합을 최대화하기 위하여 M 개의 차원 별 제약 조건을 고려하면서 N 개의 그룹에서 아이템을 하나씩 선택하는 것이다. 식 (4)-(7)은 최대 크기가 C_i ($i=1, \dots, M$)인 M 차원 knapsack으로 변환 가능하며, 특정 이동 단말에 대한 경로 설정이 실패하는 경우를 표현하기 위하여 크기가 '0'인 $M+1$ 차원을 추가한다. 이동 단말들은 각각 $n_j = M+1$ 개의 아이템으로 구성된 N 개의 그룹으로 변환 가능하며, 각 아이템의 크기는 송신 노드의 데이터 전송량으로 변환 가능하다. 이때, 이동 단말이 요청한 평균 데이터 전송률은 전송 경로와 무관하므로, $M+1$ 번째 아이템을 제외한 모든 아이템의 크기는 동일하다. 따라서, j 번째 그룹 중 k 번째 아이템의 i 차원에 상응하는 데이터 전송량은 식 (9)와 같이 표현된다.

$$A_{ijk} = \begin{cases} a_{ij} & (i=k) \neq M+1, \quad \forall i \in \{1, \dots, M+1\} \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (9)$$

이는 MMKP 알고리즘으로부터 이동 단말 j 를 위한 경로로 k 가 설정되었을 때, α_{kj} 만큼의 자원이 할당됨을 의미한다. 또한 이동 단말은 한 프레임 내에

서 최대 하나의 경로를 통해서만 데이터를 수신할 수 있기 때문에 각 그룹 내에서 오직 하나의 아이템만 선택되어야 한다. 따라서, 최적화 문제는 식 (10)과 같이 표현된다.

$$\begin{aligned} & \max_{x_{kj}} \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} R_j \\ & \text{s.t.} \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} A_{ijk} \leq C_i \quad \forall i \in \{1, \dots, M\} \\ & \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} = 1 \quad \forall j \in \{M+1, \dots, M+N\} \quad x_{kj} \in \{0, 1\} \end{aligned} \quad (10)$$

x_{kj} 는 이동 단말 j 를 위한 경로가 k 로 설정된 경우 '1'이고, 그렇지 않을 경우 '0'이다. 식 (1)의 최적화 문제에서 각 송신 노드의 데이터 전송량은 이동 단말들로부터 요청된 데이터 전송률을 기반으로 결정되므로 식 (1)의 최적화 문제는 식 (10)의 최적화 문제와 같다. 식 (10)의 최적화 문제는 하향 링크 접속 구간에서 송신 노드들의 제약 조건을 만족하면서 이동 단말들로부터 요구된 평균 데이터 전송률의 합이 최대가 되도록 이동 단말들의 경로를 결정하는 것이다.

MMKP 알고리즘은 NP-hard 문제이기 때문에 근사해를 찾기 위하여 일반적으로 휴리스틱 알고리즘을 이용한다. M. Moser는 라그랑지 승수(lagrange multipliers) 기법을 기반으로 하여 근사해를 찾는 휴리스틱 알고리즘을 제안하였으며[11], 본 연구에서는 이러한 접근 방법을 이용하여 MMKP 기반 휴리스틱 알고리즘의 근사해를 찾는다. 본 논문에서는 라그랑지 승수 기법에 대한 자세한 설명은 다루지 않으며, 위 접근 방법의 필수적인 내용들에 대해 간략하게 기술한다. 라그랑지 승수를 $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_M$ 으로 정의할 때 최적화 문제는 다음과 같이 표현된다.

$$\max_{x_{kj}} \left\{ \left(\sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} R_j \right) - \left(\sum_{i=1}^M \lambda_i \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} A_{ijk} \right) \right\} \quad (11)$$

식 (11)은 제약조건을 갖지 않는 최적화 문제이고, 이 문제의 최적해를 x_{kj}^* 라 가정하면, x_{kj}^* 는 아래의

식 (12)의 제약 조건을 만족한다.

$$\begin{aligned} & \max_{x_{kj}} \left\{ \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} R_j \right\} \\ & \text{s.t.} \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj} A_{ijk} \leq \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} x_{kj}^* A_{ijk} \\ & \quad \forall i \in \{1, \dots, M\} \quad x_{kj} \in \{0, 1\} \end{aligned} \quad (12)$$

식 (11)의 최적화 문제는 식 (13)과 같은 형태로 단순화 시킬 수 있다.

$$\max_{x_{kj}} \left\{ \sum_{j=M+1}^{M+N} \sum_{k=1}^{M+1} \left(R_j - \sum_{i=1}^M \lambda_i A_{ijk} \right) x_{kj} \right\} \quad (13)$$

만약 λ_i 값을 찾을 수 있다면 최적해는 식 (14)와 같이 표현된다.

$$x_{kj}^* = \begin{cases} 1 & \text{if } R_j - \sum_{i=1}^M \lambda_i A_{ijk} > 0 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases} \quad (14)$$

λ_i 값은 MMKP 기반의 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 찾을 수 있으며, 휴리스틱 알고리즘은 <그림 3>과 같다. λ_i 값은 알고리즘의 INITIALIZATION 단계에서 '0'으로 초기화되며, 알고리즘의 DROP 단계에서의 아이템 변경 결과에 따라 갱신된다. 이때, R_j 값은 경로와 무관하기 때문에 알고리즘의 DROP 단계에서 δ_{kj} 를 계산할 수 없는 문제가 있다. 이 문제를 해결하기 위하여 임의의 값($0 < \epsilon_{kj} \leq 0.01$)을 이용하여 $R_{kj} = R_j + \epsilon_{kj}$ 를 정의한다(11번 행). 휴리스틱 알고리즘은 INITIALIZATION 단계에서 모든 이동 단말들의 초기 경로를 MCS 레벨이 가장 큰 경로로 설정한다. 이때, 각 송신 노드들의 제약 조건을 고려하지 않고 모든 단말들에게 MCS 레벨을 기반으로 하여 초기 경로를 설정하므로 제약 조건을 위배할 수 있고(6번 행: $T_i > 1$), 투명 중계 구간에서 초과 자원 할당이 발생할 수도 있다(6번 행: $U_i > 1$). 휴리스틱 알고리즘의 DROP 단계에서는 송신 노드의 초과 자원 할당량을 감소시키기 위하여 이동 단말들의 경

I. INITIALIZATION

```

1   $P_i \leftarrow \omega_{ACCESS} \sum_{j=2}^M k_j; P_i \leftarrow \omega_{RELAY} \quad \forall i = 2, \dots, M$ 
2   $\lambda_i \leftarrow 0 \quad \forall i = 1, \dots, M$ 
3   $K_j \leftarrow \arg \max\{B_{ij}\}; x_{K^*j} \leftarrow 1 \quad \forall j = 1, \dots, N$ 
4   $A_{jk} \leftarrow A_{jk}/C_j; s_{ij} \leftarrow s_{ij}/P_k \quad \forall j = 1, \dots, N, \forall k = 1, \dots, n_j$ 
5   $T_i \leftarrow \sum_{j=1}^N A_{ij}; U_i \leftarrow \sum_{j=1}^N s_{ij} \quad \forall i = 1, \dots, M$ 

```

II. DROP PHASE

```

6  While ( $T_i > 1$  or  $U_i > 1$  for any  $i$ ) do
7     $I = \arg \max_i(T_i, U_i)$ 
8    IF more items can be exchanged
9      For  $\{j | K_j = I\}$ 
10     For  $k = 1: M$ 
11        $\delta_{ij} \leftarrow \{R_{ij} - R_{ij} - (\lambda_i A_{ij} - \lambda_k A_{ik})\} / A_{ij}$ 
12       IF  $\delta_{ij}$  is non-negative value
13          $K^*J^* = \arg \min_{ij}(\delta_{ij}, \delta_{K^*J^*}); \delta_{K^*J^*} \leftarrow \min(\delta_{ij}, \delta_{K^*J^*})$ 
14       end
15     end
16      $\lambda_i \leftarrow \lambda_i + \delta_{K^*J^*}$ 
17      $x_{I^*} \leftarrow 0; x_{K^*J^*} \leftarrow 1$ 
18      $T_i \leftarrow T_i - A_{I^*I}; T_{K^*} \leftarrow T_{K^*} + A_{K^*J^*}$ 
19      $U_i \leftarrow U_i - s_{I^*I}; U_{K^*} \leftarrow U_{K^*} + s_{K^*J^*}$ 
20   end
21 ELSE
22   For  $\{j | K_j = I\}$ 
23      $k \leftarrow M + 1; \phi_{ij} \leftarrow \{R_j - \lambda_i A_{ij}\} / A_{ij}$ 
24     IF  $\phi_{ij}$  is non-negative value
25        $K^*J^* = \arg \min_{ij}(\phi_{ij}, \phi_{K^*J^*}); \phi_{K^*J^*} \leftarrow \min(\phi_{ij}, \phi_{K^*J^*})$ 
26     end
27      $x_{I^*} \leftarrow 0$ 
28      $T_i \leftarrow T_i - A_{I^*I}; U_i \leftarrow U_i - s_{I^*I}$ 
29   end
30 end

```

III. ADD PHASE

```

31 While more items can be exchanged
32   For  $j = 1: N$ 
33     For  $k = 1: M + 1$ 
34        $\mu_{ij} = \begin{cases} R_{ij} - R_{ij} & \text{if } R_{ij} > R_{ij}, T_i + A_{ij} \leq 1, U_k + s_{ij} \leq 1 \\ 0 & \text{otherwise} \end{cases}$ 
35        $K^*J^* \leftarrow \arg \max_{ij}(\mu_{ij}, \mu_{K^*J^*}); \mu_{K^*J^*} \leftarrow \max(\mu_{ij}, \mu_{K^*J^*})$ 
36     end
37   end
38    $x_{I^*} \leftarrow 0; x_{K^*J^*} \leftarrow 1$ 
39    $T_i \leftarrow T_i - A_{I^*I}; T_{K^*} \leftarrow T_{K^*} + A_{K^*J^*}$ 
40    $U_i \leftarrow U_i - s_{I^*I}; U_{K^*} \leftarrow U_{K^*} + s_{K^*J^*}$ 
41 end

```

<그림 3> 라그랑지 승수 기법을 기반으로 하는 휴리스틱 알고리즘

<Fig. 3> Heuristic algorithm based on Lagrange multipliers

로 변경을 시도한다. 이 과정은 가장 크게 제약 조건을 위배한 경로를 할당 받은 이동 단말들과 이에 상응하는 새로운 경로 조합 중 λ_i 값의 증가를 최소화

하는 조합에 대한 경로 변경을 수행한다(8-20번 행). 만약 경로 변경 과정에서 유효한 λ_i 값($\lambda_i > 0$)을 찾지 못하여 경로 변경이 실패한다면 가장 크게 제약 조건을 위배한 경로를 할당 받은 이동 단말들 중 ϕ_{ij} 값의 증가를 최소화하는 이동 단말에 대한 자원 할당을 취소한다(21~29번 행). 이 단계는 모든 송신 노드들의 제약 조건을 충족하거나 더 이상의 경로 변경이 불가능할 때까지 반복된다. 전자의 경우는 모든 이동 단말에 대한 경로 설정이 성공적으로 이루어짐을 의미하고, 후자의 경우는 일부 이동 단말에 대한 경로 설정이 실패함을 의미한다.

ADD 단계에서는 DROP 단계의 종료 이후, 여분의 자원이 존재한다면 제약조건을 위배하지 않는 범위 내에서 이동 단말을 위해 할당된 경로를 시스템의 전체 데이터 전송량을 증가시킬 수 있는 경로로 변경한다. 이 단계는 경로의 변경이 불가능할 때까지 반복된다.

IV. 실험 결과

본 장에서는 제안한 기법의 성능을 분석한다. 시뮬레이션은 총 다섯 가지로 구성되며, 두 개의 중계기를 배치한 단일 셀 내에 이동 단말이 각각 5, 10, 15, 20, 25 개씩 임의로 배치된 시나리오를 이용한다. 중계기들과 이동 단말들은 이동성이 없는 것으로 가정하며, 각 이동 단말은 기지국과 최대 300m 이내에 배치되고, 각 중계기는 기지국을 중심으로 서로 반대편에 위치하며 기지국과의 거리는 145m이다. 각 송·수신 노드 간의 전송률은 수신 신호 품질에 기반한 AMC(Adaptive Modulation and Coding) 방식에 의하여 결정되며, 시뮬레이션의 입력 파라미터로 이용된다. 각 중계기와 기지국 간의 MCS 레벨은 16QAM 3/4로 고정되며, 각 이동 단말과 기지국 간의 MCS 레벨은 64QAM 3/4, 64QAM 2/3, 64QAM 1/2, 16QAM 3/4, 16QAM 1/2, QPSK 3/4, QPSK 1/2 중 하나의 값으로 결정된다. 무선 채널 환경은 지수(path exponent)가 4인 Two-Ray Path-loss Propagation Model을 이용하며 채널 페이딩은 고려하지 않는다.

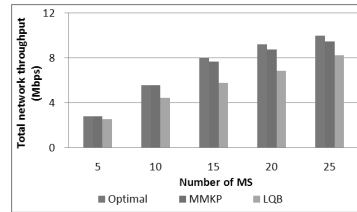
프레임 주기는 20ms, 상·하향 링크 부프레임 구간은 각각 10ms이며, 하향 링크 부프레임 중 하향 링크 접속 구간은 7ms, 투명 중계 구간은 3ms이다. 하향 링크 접속 구간에서 중계기들에게 할당된 구간이 각각 1ms, 3ms일 때, 송신 노드에 할당되는 슬롯의 개수인 k_i 는 전자의 경우, 1,764, 147, 147이고, 후자의 경우, 1,176, 441, 441이다. 적응적인 기법을 이용할 경우, 기지국과 중계기의 자원 할당 결과에 따라 하향 링크 접속 구간과 투명 중계 구간의 할당비율과 k_i 값을 유동적으로 설정하여 고정적인 프레임 구간 할당으로 인한 무선 자원의 낭비를 줄임으로써 전체 시스템의 처리율을 향상시킬 수 있다. 그러나 적응적인 기법을 고려한 전체 시스템의 성능 향상에 대한 연구는 향후 연구 목표로서 본 연구에서는 고려하지 않는다.

기지국은 하향 링크 사용자 트래픽을 생성하기 위하여 응용 계층에서 총 다섯 가지의 CBR 플로우를 이용하며 각각 5, 6, 7, 8, 9ms 간격으로 512 바이트 크기의 패킷을 발생시킨다. 이때 각 CBR 플로우의 데이터 전송률은 0.82, 0.68, 0.58, 0.51, 0.45 Mbps로 이들 중 하나를 임의로 선택하여 각 이동 단말로부터 요구되는 평균 데이터 전송률로 설정하며 시뮬레이션의 입력 파라미터로 이용된다.

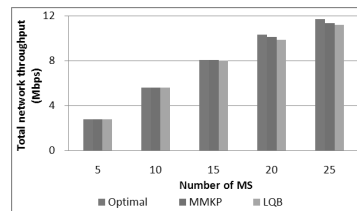
제한된 기법(MMKP)의 성능과 타 기법의 성능을 비교·분석하기 위하여 최적 해를 도출하는 기법(Optimal)과 링크 품질 기반 라우팅 기법(LQB: Link Quality Based)의 성능을 측정하였다. 최적 해를 도출하는 기법은 시뮬레이션 시나리오 상에서 조합할 수 있는 모든 경로와 자원 할당 집합들에 대한 소모적 검색(exhaustive search)을 통하여 전체 시스템의 최대 처리율을 계산한다. 링크 품질 기반 라우팅 기법은 기지국과 각 이동 단말 간의 전송 속도를 최대화하는 경로를 선택한 후, 이들 중 조합할 수 있는 모든 자원 할당 집합들에 대한 소모적 검색을 통하여 전체 시스템의 최대 처리율을 계산한다. 링크 품질 기반 라우팅 기법은 기지국과 각 이동 단말 간의 전송 속도를 최대화하는 경로를 선택하기 위한 척도로 $Q_j = \max\{B_{ij}, \max_i\{\min(B_{ii}, B_{ij})\}\}$ 를 이용한다.

<그림 4>는 k_i 값을 변화시킬 때, 이동 단말 수의 증가에 따른 Optimal, MMKP, LQB 기법에서의 전체 시스템의 처리율 변화를 나타낸다. 실험 결과는 <그림 4(b)>의 경우에서 단말의 개수가 5, 10일 때, MMKP 기법과 LQB 기법이 동일한 성능을 보이며, 이를 제외한 모든 경우에서 MMKP 기법의 성능이 LQB 기법의 성능보다 우수하다. 이는 LQB 기법이 Q_j 값을 기반으로 하여 경로를 결정하는데 반해 MMKP 기법은 대체 경로를 설정함으로써 하향 링크 부프레임에 할당된 슬롯을 충분히 이용할 수 있기 때문이다. <그림 4(a)>의 경우에서 LQB 기법은 하향 링크 부프레임에 할당된 슬롯을 충분히 이용하지 못하여 전체 시스템의 성능을 저하시키고, 상대적으로 중계기에게 많은 자원을 할당한 <그림 4(b)>의 경우에서 LQB 기법의 성능이 향상됨을 보이나 여전히 MMKP의 성능에 미치지 못한다. 또한 MMKP 기법은 <그림 4(a)>에서 단말의 개수가 5, 10개인 경우와 <그림 4(b)>에서 단말의 개수가 5, 10, 15개인 경우에서 Optimal 기법과 동일한 성능을 보인다.

<그림 5>는 k_i 값을 1,764, 147, 147로 설정했을 때, 이동 단말 수의 증가에 따른 Optimal, MMKP, LQB



(a) $k_1 = 1,764, k_2 = 147, k_3 = 147$



(b) $k_1 = 1,176, k_2 = 441, k_3 = 441$

<그림 4> 이동 단말 개수 변화에 따른 전체 시스템의 처리율

<Fig. 4> Total network throughput versus number of MS

기법에서의 송신 노드별 처리율의 변화를 나타낸다. 실험 결과는 <그림 5>의 모든 경우에서 기지국의 처리율이 각 중계기의 처리율보다 상대적으로 높다. 이는 기지국에 할당된 슬롯 개수가 각 중계기에 할당된 슬롯 개수보다 크기 때문이다($k_1=1,764$, $k_2=147$, $k_3=147$). <그림 5>에서 LQB 기법에서의 기지국의 처리율이 타 기법들에 비해 낮은 것은 LQB 기법이 대체 경로를 설정하지 못하여 기지국에서의 자원 낭비가 발생하기 때문이고, 이는 전체 시스템의 성능 저하를 초래한다. <그림 5>의 첫 번째 중계기(RS1)에서 단말의 개수가 5개인 경우와 두 번째 중계기(RS2)에서 단말의 개수가 5, 10개인 경우에 Optimal 기법에서의 중계기들의 처리율이 0인 이유는 전체 시스템에서의 총 데이터 전송량이 기지국의 통신 용량을 초과하지 않으므로 기지국이 모든 사용자들을 위한 전송

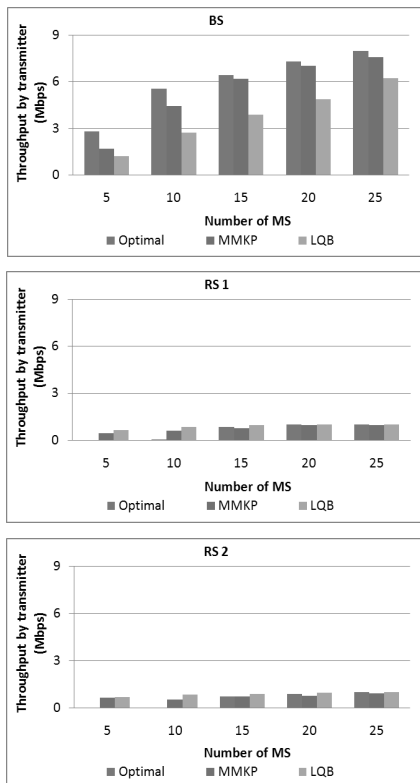
경로로 설정되었기 때문이다. 이와 달리, 타 기법들은 MCS 레벨을 기반으로 하여 초기 경로를 설정하기 때문에 처리율이 중계기들에게 분산된다.

V. 결 론

본 논문에서는 IEEE 802.16j 멀티홉 릴레이 시스템의 하향 링크 처리율을 최대화하기 위한 통합 자원 할당-라우팅 기법을 제안하였다. 제안하는 기법에서는 통합 자원할당-라우팅 문제를 송신 노드의 최대 데이터 전송량을 제약 조건으로 하는 MMKP 문제로 변환하고 라그랑지 승수 기법을 기반으로 하는 휴리스틱 알고리즘을 이용하여 근사 해를 구했다. 실험 결과는 제안하는 기법이 시스템 처리율 측면에서 최적 해를 도출하는 기법의 성능에 근접한 성능을 나타냄을 보이며, 링크 품질 기반 라우팅 기법보다 높은 성능을 나타냄을 보였다. 향후에는 하향 링크 접속 구간과 투명 중계 구간 간의 경계를 유동적으로 설정하는 기법을 고려한 전체 시스템의 성능 향상에 대한 연구를 진행할 예정이다.

참 고 문 헌

- [1] Y. D. Lin and Y. C. Hsu, "Multihop cellular: a new architecture for wireless communications," *IEEE INFOCOM*, vol. 3, pp. 1273-1282, Mar. 2000.
- [2] H. Wu, C. Qiao, S. De, and O. Tonguz, "Integrated cellular and ad hoc relaying systems: iCAR," *IEEE J. Selected Areas in Communications*, vol. 19, no. 10, pp. 2105-21, Oct. 2001.
- [3] 3GPP TS 36.300 v8.4.0, "Evolved Universal Terrestrial Radio Access(E-UTRA) and Evolved Universal Terrestrial Radio Access Network(EUTRAN) Overall Description; Stage 2," Mar. 2008.
- [4] IEEE 802.16j MMR, "Amendment to IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks, Part 16: Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems-



<그림 5> 이동 단말 개수 변화에 따른 송신 노드별 처리율

<Fig. 5> The network throughput by transmitter versus number of MS

- Multihop Relay Specification.”
- [5] IEEE 802.16 Task Group m (TGm), “Air Interface for Fixed and Mobile Broadband Wireless Access Systems-Advanced Air Interface,” <http://www.wirelessman.org/tgm/index.html>
- [6] V. Streng, H. Yanikomeroglu and D. Falconer, “Coverage enhancement through two-hop relaying in cellular radio systems,” *IEEE WCNC*, vol. 2, pp. 881- 885, 2002.
- [7] T. J. Harrold and A. R. Nix, “Intelligent relaying for future personal communications systems,” *IEE Colloquium Capacity and Range Enhancement Techniques for 3G*. 2000.
- [8] T. S. Rouse, S. McLaughlin, and H. Haas, “Coverage-capacity analysis of opportunity driven multiple access (ODMA) in UTRA TDD,” *IEE 3G*, pp. 252-256, Mar. 2001.
- [9] Y. D. Lin and Y. C. Hsu, “Base-centric routing protocol for multihop cellular networks,” *Proc. IEEE GLOBECOM*, vol. 1, pp. 158-162, Nov. 2002.
- [10] M. Shabany, E. S. Sousa, “Joint rate allocation and routing scheme in multihop cellular CDMA networks,” *Proc. 9th IEEE Symp. Computers and Communications*, vol. 1, pp. 442-447, July 2004.
- [11] M. Moser, D. P. Jokanovic, and N. Shiratori, “An algorithm for the multidimensional multiple-choice knapsack problem,” *IEICE Trans. Fundamentals*, vol. 80, no. 3, pp. 582-589, Mar. 1997.

저자소개



이 경 주 (Lee, Kyung-Joo)

2006년 2월 : 광운대학교 컴퓨터공학과(학사)

2008년 8월 : 광운대학교 대학원 컴퓨터공학과(공학석사)



이 혁 준 (Lee, Hyuk-Joon)

1987년 : University of Michigan, Computer Science(학사)

1989년 : Syracuse University, Computer Science(석사)

1993년 : Syracuse University, Computer Science(박사)

1994년 ~ 1996년 : 삼성전자(주) 멀티미디어 연구소 선임연구원

1996년 ~ 현재 : 광운대학교 컴퓨터공학과 교수