

논문 2014-51-12-4

# 무선 메쉬 네트워크의 최대 전송 성능을 위한 라우팅과 스케줄링의 계층 교차적 설계 및 성능 분석

( Cross-layer Design and its Performance Evaluation of Joint Routing and Scheduling for Maximizing Network Capacity of Wireless Mesh Networks )

민 석 홍\*, 김 병 철\*\*, 이 재 용\*\*

( Seokhong Min, Byungchul Kim, and Jaeyong Lee<sup>©</sup> )

## 요 약

최근 유비쿼터스 컴퓨팅 환경과 광대역 접속 환경을 필요로 하는 멀티미디어 어플리케이션 사용자가 급속히 증가하고 있으며, 이들에게 효율적인 네트워크 서비스를 제공할 수 있는 차세대 무선 네트워킹을 위한 핵심기술로서 무선 메쉬 네트워크가 주목받고 있다. 다수의 네트워크의 플로우들이 동시에 전송되는 경우, 각 플로우들의 경로 설정을 위한 경로 탐색과 각 플로우들의 전송을 위한 링크의 자원 할당은 네트워크의 효율성에 직접적으로 영향을 주는 요소 중 하나이다. 본 논문에서는 STDMA 기반의 무선 메쉬 네트워크에서 수리적 모델링을 사용하여 경로 탐색과 링크의 자원할당 문제를 동시에 고려하여 주어진 각 플로우들의 전송량을 최대로 수용할 수 있는 계층간 최적화 설계 기법을 이용한 알고리즘을 제안한다. 그리고, 성능 분석을 통하여 제안한 알고리즘이 다중 홉 무선 메쉬 네트워크를 경유하는 플로우들의 수가 늘어날 때 주어진 대역폭 자원을 최대로 활용하여 전송 성능을 향상 시킬 수 있음을 보였다.

## Abstract

Recently, multimedia application users who demand for ubiquitous computing environment are rapidly increasing, and wireless mesh network is receiving attention as a cost-effective key technology for next generation wireless networking. When multiple flows are transmitting data at the same time in the network, routing for path selection of each flow and link resource allocation for data transmission of each flow are one of the key factors that influence to the effectiveness of the network directly. In this paper, we consider problems for path discovery and resource allocation of links at the same time and we propose an algorithm based on mathematical modeling using a technique for cross-layer optimization design in STDMA-based wireless mesh networks that can enhance transfer performance for each flow. We show by performance analysis that the proposed algorithm can enhance the throughput performance by maximally utilizing given bandwidth resources when the number of flows increase in multi-hop wireless mesh networks.

**Keywords :** Wireless Mesh Networks, Joint routing and scheduling, Cross-layer design, Convex Optimization

## I. 서 론

\* 학생회원, \*\* 평생회원, 충남대학교 정보통신공학과  
(Chungnam National University)

© Corresponding Author(E-mail: jylee@chungnam.ac.kr)

※ 이 연구는 충남대학교 학술연구비에 의해 지원되었음

접수일자: 2014년06월13일, 수정일자: 2014년11월12일  
게재확정: 2014년11월28일

최근 음성과 비디오 서비스 같은 IP 기반의 멀티미디어 어플리케이션들에 대한 사용자 요구가 급속하게 성장하고 있다. 또한, 사용자의 컴퓨터 네트워킹 환경 역시 유선 환경에서 무선 환경으로 급속하게 변화하고 있

다. 이러한 사용자의 요구 변화는 단지 실내 환경에서 LAN(Local Area Network) 기반 유선 환경을 대체하기 위한 목적으로 설계되었던 초기의 IEEE 802.11<sup>[1]</sup> 기술에서 실외 환경에서도 무선 환경을 제공하는 무선 메쉬 네트워크(Wireless Mesh Network)와 이동 애드 호크 네트워크(Mobile Ad-hoc Network) 같은 기술로 확대해가는 계기를 제공하였다. 무선 메쉬 네트워크는 유선 환경이 제공되지 않는 실외 환경에서도 이동 노드에게 인터넷 연결성을 제공하기 위한 방법으로 사용되기 시작했으며 차세대 핵심기술로서 주목받고 있다. 무선 메쉬 네트워크는 그림 1과 같이 무선 백본(Backbone) 네트워크를 구성하기 위하여 무선 메쉬 라우터의 위치가 고정되는 경우가 많다. 그리고, 소모 전력에 대한 제약을 갖고 있지 않은 메쉬 라우터(mesh router)와 메쉬 라우터를 통하여 네트워크 접속을 하는 메쉬 클라이언트(mesh client)로 구성된다. 이때, 무선 메쉬 네트워크는 자동으로 네트워크 구성과 설정이 되는 동적인 환경을 갖고 있다는 점이 기존 무선 네트워크와의 차이점이다. 이는 기존 무선 네트워크에 비하여 향상된 신뢰성(Increased Reliability), 저렴한 구축 비용(Low Installation Costs), 넓은 인터넷 접속 환경 제공(Large Coverage Area) 및 네트워크 연결성의 자동화(Automatic Network Connectivity)를 제공할 수 있는 이점을 제공한다<sup>[2]</sup>. 이미 미국에서는 Medford, Oregon, Chaska 및 Minnesota 등과 같은 지역에서 상업적 목적으로 무선 메쉬 네트워킹 서비스를 제공하고 있으며, Philadelphia와 Pennsylvania 같은 규모가 큰 지역에서는 도심에 무선 메쉬 네트워크의 구축을 고려하고 있다<sup>[3]</sup>.

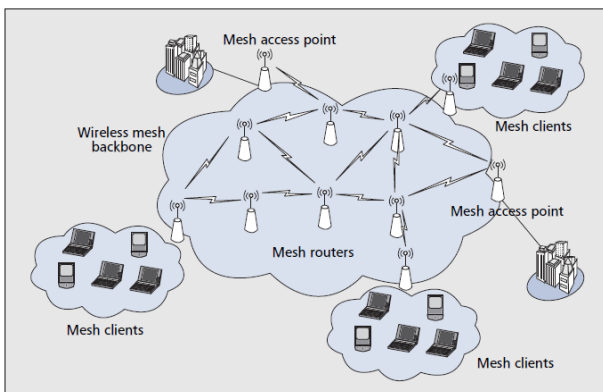


그림 1. 무선 메쉬 네트워크의 구조<sup>[2]</sup>  
Fig. 1. Wireless Mesh Network Architecture<sup>[2]</sup>.

무선 메쉬 네트워크 액세스 포인트의 대부분은 위치가 고정되어 있고 사용 전력에 대한 제약을 갖고 있지 않다. 따라서, 유선 네트워크처럼 토폴로지의 변화가 거의 없으며, 무선 메쉬 네트워크를 구성하고 있는 메쉬 라우터들을 통하여 각 플로우들의 경로가 설정된다. 하지만, 각 플로우들이 무선 메쉬 네트워크를 통하여 동시에 전송하는 경우에는 네트워크의 가용성(Capacity)이 줄어드는 문제가 발생한다. 이는 각 플로우들 사이의 간섭에 의하여 발생하는 것으로서, 프로토콜 스택 상에서 타 계층과 관련되어 발생하는 몇몇 문제가 원인이 된다<sup>[4]</sup>. 이러한 문제는 다중 무선 인터페이스와 다중 무선 채널을 이용하여 어느 정도는 해소할 수 있다. 하지만, 각 플로우들 사이에 간섭없이 사용할 수 있는 무선 채널 수의 제약으로 인하여 완벽하게 해소할 수 없다. 게다가, 간섭을 완화하기 위한 채널 할당은 신중하게 이루어져야 한다는 제약이 있기 때문에 근본적인 해결책이 될 수 없다<sup>[5]</sup>. 이러한 점에서 볼 때, 무선 메쉬 네트워크의 핵심은 무선 메쉬 네트워크를 구성하고 있는 메쉬 라우터의 가용성을 높이는 것이다.

무선 메쉬 네트워크의 가용성을 향상시키기 위해서는 메쉬 라우터 간에 간섭이 적은 고속 경로의 선택이 필요하다. 그리고, 무선 메쉬 네트워크의 경로 상의 모든 링크 계층에서 패킷 전송을 조절하여 메쉬 라우터들이 최대한 동시에 데이터를 전송할 수 있도록 하는 공간 재사용(Spatial Reuse)을 해야 한다. 또한, 최대한 많은 사용자의 플로우들을 수용함과 동시에 최대한의 전송률을 제공할 수 있는 능력이 필요하다. 경로 탐색에 최단 경로 탐색과 같은 알고리즘을 이용한 후 그에 맞추어 각 링크의 전송시간을 조율하여 사용한다면, 탐색된 특정 사용자 플로우의 경로를 결정할 수 있지만, 이로 인하여 모든 사용자들의 플로우들이 동시에 고려가 되지 않고 네트워크의 전반적인 자원이용의 효율성이 저하되는 결과를 초래한다.

무선 메쉬 네트워크의 가용성을 향상시키고 최근 사용자의 요구에 대응할 수 있는 무선 메쉬 네트워크는 무선 네트워크 매체의 브로드캐스트(Broadcast) 특성을 고려하여야 한다. 이를 통하여 사용자의 플로우들에 대하여 네트워크 계층에서 최적의 경로를 찾는 경로 탐색 알고리즘(Routing Algorithm)을 이용해야 한다. 그리고 이와 동시에 링크 계층에서 경로 상에 존재하는 각 링크의 전송시간을 조율하는 매체 접근 제어 프로토콜

(Medium Access Control Protocol)이 필요하다. 결국, 무선 메쉬 네트워크 설계의 핵심은 링크 계층에서 각 플로우 간의 간섭을 인지하고 이를 라우팅 계층에서 이용하는 것이다. 현재, 계층 교차적 설계(Cross-layer Design)라는 이름으로 경로 탐색과 자원 할당(Scheduling)을 함께 동시에 고려하여 무선 메쉬 네트워크의 가용성을 최대화 하는 최적화(Optimization) 문제로 많은 연구들이 진행되고 있다.

본 논문에서는 주어진 무선 메쉬 네트워크에 대하여 가용자원을 최대로 활용하여 송수신 트래픽 플로우의 용량을 최대화 할 수 있는 라우팅과 링크 스케줄링을 결합하여 수행하는 알고리즘을 제안하고 성능 분석을 통해 효율성 향상을 보였다. 이 알고리즘은 무선 메쉬 네트워크의 수리적인 모델링을 이용한 계층 교차적 설계를 통하여 링크 계층의 데이터 전송을 적절히 조절하며, 각 플로우들 간에 간섭이 적은 고속 경로를 탐색할 수 있도록 한다. 이를 통하여 무선 메쉬 네트워크의 가용성을 향상시키게 된다. 그 후, 수리적 모델링 후 해석을 수행하는 툴(Numerical Solution Tool)을 이용한 최적화 성능 분석을 통하여 제안 알고리즘이 무선 메쉬 네트워크 사용자들의 플로우 수용량을 향상시키고, 이와 동시에 플로우들의 전송률을 향상시켜 무선 메쉬 네트워크의 가용성을 향상시킬 수 있음을 보였다. 본 논문에서 제안한 최적화 알고리즘은 사용자가 요구할 때 즉시 서비스(On-demand Service)를 제공해야하는 네트워크에는 다소 적절하지 않을 수 있다. 하지만, 스마트 그리드(Smart Grid)와 같이 트래픽 플로우 쌍이 예측 가능한 무선 메쉬 네트워크를 설계할 때 가용 자원을 최대로 활용하면서 경제적인 네트워크를 설계하는데 활용할 수 있다.

본 논문의 II장에서 계층 교차적 설계를 통하여 무선 메쉬 네트워크의 최적화 문제와 관련 된 연구들을 살펴보고, III장에서는 본 논문에서 제안하는 방안의 시스템 모델에 대한 설명을 한다. 또한 IV장에서는 네트워크 계층에서의 경로 탐색과 동시에 데이터 링크 계층에서 매체 접근 제어를 통하여 무선 메쉬 네트워크의 모든 링크들이 최대한 동시에 전송하도록 자원 할당을 수행하는 제안 알고리즘의 수리적 모델링 방법 및 알고리즘에 대하여 설명하고, V장에서는 제안 알고리즘과 'air-time'을 이용하는 HWMP(Hybrid Wireless Mesh Protocol)를 사용하여 경로 탐색을 수행하는 STDMA

(Spatial reuse TDMA)<sup>[6]</sup> 기반 무선 메쉬 네트워크인 IEEE 802.11s<sup>[7]</sup>와의 비교 시뮬레이션을 통하여 제안 알고리즘의 평가와 분석을 한다. 마지막으로 VI장에서 제안 알고리즘에 대한 결론 및 향후 연구 계획에 대하여 기술한다.

## II. 관련 연구

최근 무선 메쉬 네트워크는 여러 분야에서 다양하게 연구가 진행되고 있다. 예를 들면, 사용자들이 원하는 QoS(Quality of Service)를 제공하면서 네트워크의 가용성(Capacity)을 최대화하기 위한 매체 접근 제어(Medium Access Control) 프로토콜 분야, 사용자들에게 높은 전송률을 제공할 수 있는 경로 탐색(Routing) 알고리즘 분야, 네트워크의 연결성(Connectivity)을 최대화하면서 가용 채널을 효율적으로 활용하는 채널 할당(Channel Assignment) 분야, 수리적 모델링을 통한 최적의 자원 할당(Resource Allocation) 분야, 링크의 자원 할당과 경로 탐색을 동시에 고려하여 시스템의 전송률 향상을 위한 계층 교차적 설계(Cross-layer Design) 분야, 경로 탐색에 이용하기 위하여 hop-count, ETX(Expected Transmission Count)와 ETT(Expected Transmission Time) 등과 같은 경로 탐색 메트릭 분야 및 보안 분야 등이 있다.

이와 같이 많은 분야에서 연구들이 진행되고 있지만, 무선 메쉬 네트워크에서는 송신지와 수신지 간의 멀티홉(Multi-hop) 전송 성능이 매우 중요하다. 그래서, 멀티홉 환경에서의 전송 성능 향상을 위해서는 최적의 경로 탐색을 위한 경로 탐색 알고리즘과 채널에서 노드들이 패킷 전송을 위한 무선 전송 매체를 어떻게 공유할 것인지에 대한 매체 접근 제어 프로토콜의 사용이 중요한 요소로 작용한다.

매체 접근 제어 프로토콜은 그림 2와 같이 노드가 패킷을 가지고 있는 경우에만 전송을 결정하는 경쟁(Contention) 기반 방식과 전송 순서를 미리 결정하는 비경쟁(Contention-free) 기반 방식으로 분류할 수 있다<sup>[8]</sup>.

전자는 구현이 간단하나 각 노드들이 무작위적(Random)이고 독립적으로 전송을 시도하기 때문에 트래픽이 증가하는 상황에서는 높은 전송률을 달성할 수 없다. 하지만, 후자는 최적의 전송 순서를 미리 조절하

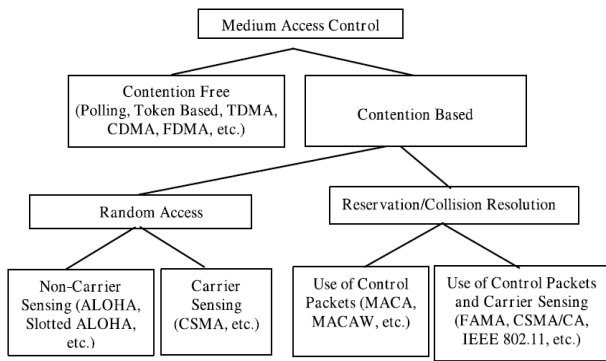


그림 2. 매체 접근 제어 프로토콜의 분류<sup>[8]</sup>  
Fig. 2. Classification of medium access control protocols<sup>[8]</sup>.

여 정하기 때문에 트래픽이 증가하는 상황에서도 높은 전송률을 달성할 수 있다. 또한, STDMA와 같은 매체 접근 제어 프로토콜은 멀티 홉 환경에서 서로 간에 전송에 간섭을 주지 않는 전송 노드들이 동일한 타임 슬롯(Time Slots)을 이용할 수 있도록 하는 공간 재사용(Spatial Reuse)을 통하여 높은 전송률을 달성할 수 있도록 한다. 이러한 방안은 멀티 홉 환경에서 중앙 제어 알고리즘(Centralized Algorithm)<sup>[9]</sup>과 분산 제어 알고리즘(Distributed Algorithm)<sup>[10]</sup>등으로 나뉘어 연구가 진행되고 있으며, 최근에는 무선 메쉬 네트워크에서 STDMA를 이용하여 멀티 홉 전송 성능을 향상시키기 위한 방안으로 분산 제어를 이용하는 IEEE 802.11s가 표준화가 진행 중 이다.

IEEE 802.11s는 IEEE 802.11e에 최단 전송 시간 기반의 경로 탐색 프로토콜인 HWMP(Hybrid Wireless Mesh Protocol)와 MCF(Mesh Coordination Function)가 적용되어 있다. MCF는 분산 예약(Distributed Reservation) 프로토콜인 MCCA(Mesh Coordinated Channel Access)를 이용하여 멀티 홉 전송 시 인접 노드 간에 타임 슬롯을 예약하여 전송하도록 매체 접근 제어를 수행한다. 이를 위해서 MCCA 프로토콜을 사용하여 노드들이 MCCAOPs(MCCA Opportunities)로 불리는 TXOPs(Transmit Opportunities)를 미리 예약한다. 이 과정은 프레임에서 전송에 필요한 타임 슬롯을 미리 예약하여 동일한 타임 슬롯을 사용하지 못하도록 함으로써 타임 슬롯 간의 충돌(Collision)을 미리 방지하는 기능을 한다.

MCCAOP를 예약하기 위하여 노드는 자신이 전송을 희망하는 타임 슬롯에 대한 정보를 MCCA 설정 요청

(MCCA Setup Request) 메시지에 포함하여 트래픽을 전송해야 하는 인접 노드로 전송한다. 만약, MCCAOP의 예약이 완료되면, MCCAOP의 예약 정보를 비콘 프레임(Beacon Frames)을 이용하여 비콘 프레임의 도달 범위 내의 노드들에게 브로드캐스팅(Broadcasting)을 통하여 광고(Advertisement)한다.

브로드캐스팅을 통한 광고는 광고 메시지를 수신한 노드들이 MCCAOP의 예약 정보를 확인하도록 하여 다른 노드들 간의 전송에 사용되는 타임 슬롯의 정보를 인지하도록 하여 전송에 사용되는 타임 슬롯을 사용하지 못하도록 한다. 하지만, 무선 매체의 특성 상 비콘 프레임의 도달 범위 밖에 있는 노드들이 이를 인지하지 못하여 동일한 타임 슬롯을 사용하는 경우가 발생할 수 있다. 이러한 경우를 방지하기 위하여 광고 메시지를 수신한 노드들은 자신이 알고 있는 MCCAOP에 수신 정보를 갱신하여 주변 노드들에게 광고 메시지를 브로드캐스팅 한다. 그러나, 경로 탐색 후에 탐색된 경로를 따라 타임 슬롯을 예약하기 때문에 특정 링크에 병목이 발생할 수 있다. 그렇기 때문에 트래픽 플로우들의 전송률에 제약이 발생할 수 있다.

최근에는 매체 접근 제어 프로토콜로서 STDMA 방식을 사용하는 무선 메쉬 네트워크에 경로 탐색과 자원 할당을 유기적으로 연관지어 생각하는 계층 교차적 설계 기법을 적용하여 네트워크 사용자들의 플로우 전송률을 향상시키는 방안에 대하여 많은 연구들이 진행되고 발전하고 있는 상황이다. 이러한 계층 교차적 설계 기법은 주로 경험적(Heuristic) 알고리즘을 통하여 데이터 링크 계층에서의 자원 할당 문제에 대하여 접근하는 연구들<sup>[11~12]</sup>과 수리적 모델링을 통하여 접근하는 연구들이 있다.

전송률의 최대화를 위하여 [13]에서는 계층 교차적 설계를 이용하여 무선 메쉬 네트워크의 경로 탐색과 링크 자원의 할당을 조절 하였다. 하지만 처음 탐색한 경로는 변경하지 않고 스케줄링 문제를 해결하였다. 그리고, [14]에서는 우선 무선 메쉬 네트워크에서 간섭없이 동시에 전송 가능한 링크의 집합을 만든다. 이후, 동시에 전송 가능한 각 링크의 집합 별로 가용 대역폭을 지정하였다. 하지만, 플로우의 수가 증가하여 특정 링크에 플로우가 집중되면, 병목이 발생하고 각 플로우들의 전송률이 감소하는 원인이 된다. 결국, 무선 메쉬 네트워크의 가용성이 감소하는 결과로 나타나게 된다.

본 논문의 연구는 STDMA를 사용하는 무선 메쉬 네트워크에서 전송률을 최대화하기 위하여 경로 탐색을 수행하는 주 문제와 링크의 자원 할당량을 적절하게 조절하는 부 문제로 나눈다. 그 후, 부 문제의 해를 주 문제에 적용하여 주 문제의 해를 최대화 하는 방법을 이용한다. 이를 통하여 특정 링크에서 발생하는 병목을 완화하고 각 플로우 전송률을 보다 향상 시킬 수 있는 경로를 탐색할 수 있다. 이는 기존 연구들에 비하여 각 플로우의 전송률을 향상시키고 무선 메쉬 네트워크의 가용성을 향상시킬 수 있다.

### III. 시스템 모델

본 논문에서는 위치가 고정되어 있는 노드들로 구성되고, 그림 1과 같이 노드 간 무선 링크로 데이터를 주고받는 무선 메쉬 네트워크를 가정한다.

#### 1. 네트워크 토폴로지 및 플로우

무방향성의 링크(Undirected Arc)를 갖고 있는 무선 메쉬 네트워크의 토폴로지 그래프를 노드들의 집합으로 정의하는  $N$ 과 링크들의 집합으로 정의하는  $A$ 로 구성하고 메쉬 라우터간 양방향 링크를 고려하여 지향성 그래프(Directed Graph)  $G = (N, A)$ 로 나타낸다.

네트워크 토폴로지 그래프에서,  $N$ 은 하나의 인터페이스와 하나의 채널을 사용하는  $n$ 개의 노드들로 구성되고,  $A$ 는  $m$ 개의 지향성 링크(Directed Arc)들로 구성된다. 이때, 송신 노드가  $i \in N$ 이고 수신 노드가  $j \in N$ 이면 링크  $(i, j) \in A$ 로 정의하고, 링크  $(i, j) \in A$ 이면  $(j, i) \in A$ 으로 가정한다. 그리고, 링크  $(i, j)$ 는 간섭을 제외한 가용한 최대 전송률  $u_{ij}$ 를 가진다.

$G = (N, A)$ 로 정의한 무선 메쉬 네트워크에는  $F$ 개의 플로우들이 존재한다고 가정하고, 이들의 집합을  $F_s = \{1, \dots, F\}$ 로 정의한다. 이때, 각 세션의 플로우  $f \in F_s$ 는 송신지와 목적지 짝인  $(s_f, d_f)$ 로 정의한다. 음의 값이 아닌 데이터 전송률  $\lambda_f$ 를 가지는 각 플로우들에 대한 전송률 할당 벡터는  $\lambda = [\lambda_1, \dots, \lambda_F]$ 로 정의한다. 이때, 각 플로우의 전송률  $\lambda_f$ 는 전송에 필요한 한 프레임 당 슬롯 수로 가정하고, 프레임의 용량  $C$ 는 1000개의 슬롯이라고 가정한다.

#### 2. 매체 접근 제어 모델

무선 메쉬 네트워크에서는 모든 링크가 동시에 데이터를 전송할 수 없다. 그렇기 때문에, 매체 접근에 대하여 두 가지 형태의 제약사항이 존재한다. 첫 번째, 노드들은 반이중(Half-duplex) 통신을 하기 때문에 동일한 채널에서 동시에 전송 및 수신을 할 수 없다. 두 번째, 무선 채널은 매체를 공유하기 때문에 이웃 노드에 의한 간섭으로 인하여 전송에 영향을 받을 수 있다.

이와 같은 제약 사항들을 고려하면, 주어진 시간에 동시에 전송할 수 있는 독립적인 링크들의 집합으로 구성되는  $IS$ (Independent-link Set)를 얻을 수 있다. 매체 접근 제어 프로토콜의 기능은 매체 접근 시 발생하는 충돌을 해결하는 것이므로  $IS$ 를 이용하여 무선 메쉬 네트워크의 데이터 전송시간을 조절하여 매체 접근 제어를 수행할 수 있다. 만약, 무선 메쉬 네트워크에 동시에 전송 가능한 링크들의 집합의 수가 세 개 이면,  $IS$ 는  $IS = \{IS_1, IS_2, IS_3\}$ 와 같이 표현할 수 있다.

매체 접근 제어 프로토콜로 IEEE 802.11 시스템의 기본 매체 접근 제어 프로토콜인 DCF(Distributed Coordination Function)를 사용하는 무선 메쉬 네트워크에서는 프로토콜 자체의 분산적이고 비동기적인 프레임 전송 특성을 가진다. 그렇기 때문에, 공간 재사용 비율이 낮아지게 된다. 하지만, IEEE 802.11s의 매체 접근 제어 프로토콜로서 프레임 전송에 동기적인 특성을 갖는 MCF(Mesh Coordination Function)와 무선 메쉬 네트워크에서  $IS$  정보를 이용하여 자원 할당을 할 수 있는 장치를 이용하면 무선 메쉬 라우터의 조정을 통하여 효율적인 공간 재사용과 자원 할당이 가능하다.

#### 3. 간섭 모델

앞서 매체 접근 제어 모델에서 설명하였듯이 무선 네트워크에서 스케줄링이 가능한 경로들을 탐색하기 위해서는 무선 링크 간의 간섭을 고려하여야 한다. 일반적으로 무선 네트워크에서의 간섭 모델들은 크게 프로토콜 간섭 모델과 물리적 간섭모델로 분류한다<sup>[4]</sup>. 하지만, 본 논문에서는 간단하고 수리적 모델링이 비교적 쉬운 프로토콜 간섭 모델을 이용하였다. 이를 이용하여 독립적인 각 전송 링크의 집합으로 구성된  $IS$ 를 구하고, 링크들의 전송 순서 결정에 이용한다. 물론, 본 논문의 최적화 알고리즘은 다른 링크 간섭 모델을 사용하여도 적용할 수 있다.



3장에서 설명한 시스템 모델을 이용하여 주어진 플로우들의 전송률을 최대화하기 위한 문제를 다음과 같이 수식을 이용하여 선형 정수 계획법(Integer linear programming) 문제로 모델링 할 수 있다.

$$\text{Maximize } \sum_{f=1}^F \lambda_f \quad (1)$$

subject to

$$\sum_{j:(i,j) \in A} \lambda_f x_{ij}^f - \sum_{j:(j,i) \in A} \lambda_f x_{ji}^f = \lambda_f ; i = s_f \quad (2)$$

;  $\forall f \in Fs$

$$\sum_{j:(i,j) \in A} \lambda_f x_{ij}^f - \sum_{j:(j,i) \in A} \lambda_f x_{ji}^f = -\lambda_f ; i = d_f \quad (3)$$

;  $\forall f \in Fs$

$$\sum_{j:(i,j) \in A} \lambda_f x_{ij}^f - \sum_{j:(j,i) \in A} \lambda_f x_{ji}^f = 0 ; \forall i = \{N - s_f, d_f\} \quad (4)$$

;  $\forall f \in Fs$

$$\sum_{j:(i,j) \in A} x_{ij}^f = 1 ; i = s_f, \forall f \in Fs \quad (5)$$

$$\sum_{j:(j,i) \in A} x_{ji}^f = 1 ; i = d_f, \forall f \in Fs \quad (6)$$

$$\sum_{j:(i,j) \in A} x_{ij}^f \leq 1 ; \forall i \neq s_f, \forall f \in Fs \quad (7)$$

$$\sum_{j:(j,i) \in A} x_{ji}^f \leq 1 ; \forall i \neq d_f, \forall f \in Fs \quad (8)$$

$$x_{ij}^f \in \{0, 1\} ; \forall (i, j) \in A, \forall f \in Fs \quad (9)$$

$$\lambda_f \geq 0 ; \forall f \in Fs \quad (10)$$

$$\sum_{f=1}^F \lambda_f x_{ij}^f \leq u_{ij} ; \forall (i, j) \in A \quad (11)$$

주어진 선형 정수 계획법은 식 (1)과 같이 무선 메쉬 네트워크에서 존재하는 플로우들의 최대 전송률을 얻기 위한 목적 함수와 식 (2)-(11)과 같이 목적 함수의 해를 도출하기 위한 조건식으로 구성된다. 우선, 식 (1)-(8)에서의  $x_{ij}^f$ 는 특정 링크( $i, j$ )에서의 각 플로우  $f$ 의

존재 여부를 나타낸다. 즉, 식 (9)와 같이  $x_{ij}^f$ 의 값이 '1'이면 플로우가 존재하는 것이고 '0'이면 플로우가 존재하지 않음을 나타낸다. 이를 통하여 링크( $i, j$ )에서 각 플로우 별 존재 유무를 파악하면 각 플로우 별 경로를 파악할 수 있다.

식 (1)은 모든 플로우의 전송률 총합의 최대화를 위한 위로 볼록(Concave)한 목적 함수로서, 하나의 경로를 갖는 플로우  $f$ 의 전송률을  $\lambda_f$ 로 나타낸다. 그리고, 식 (2)-(4)는 플로우 보존(Flow Conservation)을 의미하는 조건식이다. 식 (2)와 식 (3)은 각 플로우의 송신지 노드와 목적지 노드에서 양의 값인 전송률  $\lambda_f$ 와 음의 값인 전송률  $\lambda_f$ 를 가짐을 나타낸다. 이는 송신지 노드에서의 전송을 중간 노드에서 손실없이 목적지 노드에서 그대로 수신함을 의미한다. 이때,  $s_f$ 는 플로우의 송신지 노드를 의미하고  $d_f$ 는 플로우의 목적지 노드를 의미한다. 식 (4)는 송신지 노드와 목적지 노드를 제외한 나머지 중간 노드에 전송률  $\lambda_f$ 의 플로우들이 들어 오게 되면 가감없이 그대로 나가는 것을 의미한다.

식 (5)-(8)은 각 플로우가 나누어져 여러 경로로 전송되지 않고 오직 하나의 경로 만이 선택 됨을 나타낸다. 식 (5)는 송신지 노드에서 다음 노드로의 경로가 1개 임을 나타내고, 식 (6)은 목적지 노드의 이전 노드에서 목적지 노드로의 경로가 1개 임을 나타낸다. 그리고, 식 (7)은 중간 노드에서 다음 노드로의 경로가 1개 임을 의미하고, 식 (8)은 중간 노드의 이전 노드에서 중간 노드로의 경로가 1개 임을 나타낸다. 아울러, 식 (10)은 플로우  $f$ 의 전송률을 나타내며, 음의 값이 아님을 의미한다.

마지막으로, 식 (11)은 특정 링크( $i, j$ )를 지나는 모든 플로우의 합은 해당 링크( $i, j$ )의 가용량인  $u_{ij}$ 를 초과 할 수 없음을 나타낸다.

결국, 주어진 선형 정수 계획법은 링크( $i, j$ )의 가용량인 식 (11)의  $u_{ij}$ 에 따라 플로우들의 최대 전송을 위한 경로를 탐색한다. 게다가, 경로 탐색 이후 각 링크( $i, j$ )의 자원 사용 현황을 파악할 수 있다. 따라서, 플로우들의 최대 전송을 위한 경로 탐색을 수행한 후 모든 링크( $i, j$ )의 자원 사용 현황을 파악하여 병목이 발생하여 보다 많은 자원을 필요로 하는 링크( $i, j$ )에 자원의 여유가 있는 링크( $i, j$ )의 자원을 이용할 수 있도록 링크 스케줄링을 통해 자원을 할당하면 플로우들의



전송률을 향상시킬 수 있다. 이러한 과정을 반복하면 앞에서 살펴본 기존 연구들<sup>[13~14]</sup>에 비하여 플로우들의 최대 전송률을 향상시킬 수 있다.

## 2. 경험적 반복 알고리즘

앞 절에서 주어진 선형 정수 계획법을 이용하여 프레임 내의 전체 슬롯을  $IS$ 에 속한 각 집합에 균등하게 나누고, 이를 각  $IS_k$ 에 속한 링크들의  $u_{ij}$ 의 값으로 할당하면 [14]와 같이 무선 메쉬 네트워크의 간섭을 고려하

면서 주어진 네트워크에서 주어진 플로우들의 최소처리량을 최대화 할 수 있다. 이때,  $u_{ij}$ 는 링크( $i, j$ )의 현재 이용 가능한 용량을 의미하며, 그 링크를 지나는 트래픽과 이웃 링크에서의 간섭을 모두 고려하여 결정된다. 하지만, 특정 링크에 플로우의 수가 증가하게 되면 미리 정해져 한정되어 있는 링크의 용량 때문에 해당 링크를 경유하는 플로우들의 전송률이 떨어지게 된다. 그렇기 때문에, 병목 현상이 발생하는 특정 링크들의 사용률을 고려하여 경로 탐색을 달리하면 플로우들의 최대 전송률을 보다 향상시킬 수 있다.

본 논문의 제안 알고리즘에서 수립한 문제 (1)~(11)까지는 기본적으로 컨벡스 최적화(Convex Optimization) 문제에 해당한다. 목적 함수 (1)은 선형함수로서 컨벡스 함수(Convex Function)에 속하며, 제약식 (2)~(11)도 컨벡스 집합(Convex Set)이 되므로 이 문제는 컨벡스 최적화 문제(Convex Optimization Problem)로 최적해(Optimal Solution)를 가진다<sup>[17]</sup>. 또한, 사용 알고리즘은 논문에서 사용한 알고리즘은 일반적인 강하기법(Descent Method)의 일종으로서 선형탐색(Linear Search)의 속도를 빠르게하기 위해서 남아있는 자원에 이분법(Bisection Method)<sup>[18]</sup>을 사용하여 남아있는 자원의 최소값을 최대화하는 반복법(Iterative Method)을 사용한 것으로 링크에 남아있는 자원이 균일하게 되는 상태에 도달하게 되면 알고리즘을 종료하면서 목적 함수가 최대가 된다. 이를 통하여 프레임 당 슬롯 수에는 변화를 주지않고 전송률을 향상시킬 수 있다. 본 논문에서 제안한 알고리즘의 순서도를 그림 5에 나타내었다.

그림 5에 나타낸 알고리즘의 기본적인 아이디어는 네트워크 내의 가용자원(available bandwidth)를 최대로 활용할 수 있도록 한다. 이를 위하여, 전송 트래픽이 네트워크 내에서 골고루 퍼져서 전송될 수 있도록 하는 라우팅 알고리즘이다. 즉, 트래픽이 특정 경로에 집중되지 않고 네트워크 전체에 펼쳐져서 전송되도록 하여 목적함수를 최대로 하도록 라우팅 알고리즘이 동작한다.

제안 알고리즘의 동작은 초기에  $IS$ 에 속한 각  $IS_k$ 에 프레임의 슬롯을 균등하게 나누고, 이를 식 (11)과 같이 각  $IS_k$ 에 속한 링크들의  $u_{ij}$ 의 값으로 할당한다. 그 후, 그 조건에서 1절에서 제시한 방법을 수행함으로써 경로 탐색을 수행한다. 경로 탐색 이후, 각  $IS_k$ 의 자원 사용 현황을 파악하고 각  $IS_k$ 의  $u_{ij}$  값을 조절하는 재설정

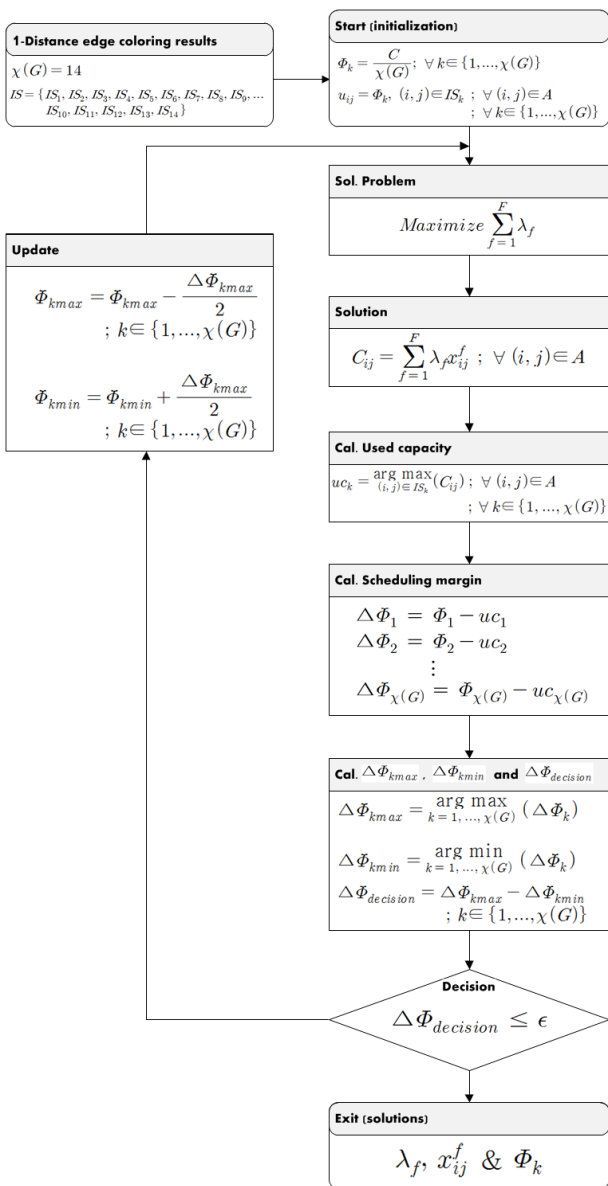


그림 5. 계층간 최적화 반복 알고리즘을 나타내는 순서도

Fig. 5. A flowchart of repeat algorithm for cross-layer optimization.



과정을 통하여 식(11)에 적용한다. 이때,  $u_{ij}$ 의 값 조절에는 이분법(bisection)을 이용한다. 제안 알고리즘은 반복적으로 이분법을 통하여 자원의 여유가 있는 곳의 자원을 계속 줄여나가고, 이를 통하여 보다 많은 자원이 필요한 곳에 추가 할당하는 과정을 반복하게 됨으로써, 최종적으로 모든 링크에 더 이상 자원의 여유가 없도록 자원을 할당하고 이에 대한 경로를 탐색하며 알고리즘을 종료한다.

그림 5에서와 같이 본 논문에서 제안하고 있는 반복 알고리즘은 식 (12)와 식 (13)을 이용하여 식 (11)의  $u_{ij}$ 의 값을 각  $IS_k$ 에 속한 링크들에 균등하게 나누어 할당한 상태에서 시작한다.

$$\Phi_k = \frac{C}{\chi(G)}; \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (12)$$

$$u_{ij} = \Phi_k, (i, j) \in IS_k; \forall (i, j) \in A; \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (13)$$

예를 들어, 표 1에서와 같이 그림 6의 네트워크에 대하여 양방향을 고려한 ‘1-distance edge coloring’을 수행하여 동시에 전송할 수 없는 14개의 독립적인 링크 집합을 결과로 얻었다고 보자. 이때,  $IS_k$ 에서  $k$ 의 수는 14가 되고, 동시에 전송할 수 없는 링크들의 집합인  $IS$ 를 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$IS = \{IS_1, IS_2, IS_3, IS_4, IS_5, IS_6, IS_7, IS_8, IS_9, \dots, IS_{10}, IS_{11}, IS_{12}, IS_{13}, IS_{14}\}$$

프레임의 슬롯 수인  $C$ 가 1000개이기 때문에 초기  $u_{ij}$ 의 값으로  $IS_1 \sim IS_{14}$ 에 속한 각 링크들에 대하여  $1000/14 = 71$ 개의 슬롯을 할당하게 된다. 이는, 모든 링크에 71개의 슬롯을 할당하는 것과 같은 결과가 된다. 이때의 해가 주어진 플로우들의 최소처리량을 최대화하는 해가 된다. 이때, 각  $IS_k$ 의 할당 슬롯 수는  $\Phi_k$ 로 나타내고, 서로 간에 동시에 전송할 수 없는 독립적인 링크 집합의 수를 의미하는  $IS_k$ 의 수는 간선 채색수(edge chromatic number)를 의미하는  $\chi(G) = 14$ 로 표현할 수 있다. 이때,  $\Phi_k$ 의 값이 정수가 아닌 실수가 나오면  $\Phi_k$ 는 정수로 할당하게 되어 약간의 오차가 있을 수 있다. 하지만, iteration 과정에서는  $\Phi_k$ 의 정수 값이 아닌 실제 실수 값을 계속 사용하여 알고리즘이 반복되므로 오차가 누적되지는 않아 알고리즘이 올바르게

동작하는 것을 보장 할 수 있다.

위의 식에 근거하여 초기 플로우를 계산한 후, 식 (14)를 이용하여 실제 각 링크에서 사용한 자원인  $C_{ij}$ 를 얻게 된다. 이는 이후 과정에서 수행하는 자원 할당에 이용한다.

$$C_{ij} = \sum_{f=1}^F \lambda_f x_{ij}^f; \forall (i, j) \in A \quad (14)$$

식 (14)에서 얻은  $C_{ij}$ 의 값을 이용하여, 각  $IS_k$ 들이 실제 사용해야하는 필요한 자원을 식 (15)와 같이 계산한다. 이때, 각  $IS_k$ 에 속한 링크 중 가장 많은 슬롯을 사용한 링크의 사용 슬롯 수인  $uc_k$ 를 계산한다.

$$uc_k = \arg \max_{(i, j) \in IS_k} (C_{ij}); \forall (i, j) \in A; \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (15)$$

예를 들면, 표 1과 같이 초기 설정 된 상태에서 플로우를 계산한 후, 식 (14)를 이용하여  $IS_1$ 에 속한 링크들인 link #0과 link #7에서 실제 사용한 슬롯의 수가 각각  $C_{ij} = 60$ ,  $C_{ij} = 45$  라고 얻었다면,  $IS_1$ 에 속하여 있는 링크들인 link #0과 link #7은 다른  $IS_k$ 들에 속한 링크들과 간섭없는 전송을 위하여 최소 60개의 슬롯이 필요하게 된다. 그러므로,  $IS_1$ 에 대한 식 (15)의 결과로서  $uc_1 = 60$  이라는 결과를 얻는다. 마찬가지로,  $IS_2 \sim IS_{14}$ 에 식 (15)의 과정을 수행하면  $uc_2 \sim uc_{14}$ 의 결과를 얻는다.

각  $IS_k$ 들의 실제 사용 슬롯 수를 계산한 후 새로운 자원 할당을 위하여, 다음 식 (16)을 이용하여 각  $IS_k$ 들이 전송에 사용하지 않은 슬롯의 수를 계산한다. 식 (16)에서  $\Delta\Phi_k$ 는 각  $IS_k$ 들이 전송에 사용하지 않은 슬롯의 수를 의미한다. 이를 통하여 각  $IS_k$ 들의 슬롯 사용 현황을 파악할 수 있고, 슬롯을 필요로 하는  $IS_k$ 와 슬롯의 여유가 있는  $IS_k$ 를 찾아낼 수 있다.

예를 들어,  $IS_1$ 의 식 (15) 수행 결과로  $uc_1 = 60$ 을 얻었다면,  $IS_1$ 의 식 (16) 수행 결과로  $\Delta\Phi_1 = 11$ 을 얻을 수 있다. 프레임워크를 수행하기 이전 단계인 식 (12)에서  $IS_1$ 에  $\Phi_1 = 71$ 로 설정하였기 때문이다. 이후,  $IS_2 \sim IS_{14}$ 에 식 (16)의 계산 과정을 수행하여  $\Delta\Phi_2 \sim \Delta\Phi_{14}$ 의 결과를 얻는다.

$$\begin{aligned} \Delta\Phi_1 &= \Phi_1 - uc_1 \\ \Delta\Phi_2 &= \Phi_2 - uc_2 \\ &\vdots \\ \Delta\Phi_{\chi(G)} &= \Phi_{\chi(G)} - uc_{\chi(G)} \end{aligned} \quad (16)$$

처음 반복을 수행할 때에는 표 1과 같이 초기 자원 할당 과정으로 인하여 각  $IS_k$ 들의  $\Phi_k$ 의 값이 모두 같다. 하지만, 제안 알고리즘은 반복을 통하여 자원의 여유가 있는  $IS_k$ 의 자원을 자원의 여유가 없어 혼잡한  $IS_k$ 의 자원으로 이용할 수 있도록 한다. 그렇기 때문에, 첫 번째 반복이후 각  $IS_k$ 들의  $uc_k$ 의 값이 달라지고, 이로 인하여 두 번째 반복을 수행하면서 각  $IS_k$ 들의  $\Phi_k$ 의 값이 달라진다. 이로 인하여, 각  $IS_k$ 들의  $\Delta\Phi_k$ 의 값도 달라진다. 이러한 변화는 제안 알고리즘이 원하는 목적을 달성하였다고 판단하여 반복을 종료할 때 까지 계속된다.

식 (16)에서 각  $IS_k$ 들의  $\Delta\Phi_k$  값을 얻게되면, 즉,  $\Delta\Phi_1 \sim \Delta\Phi_{\chi(G)}$ 의 계산이 완료되면, 이를 이용하여 다음 반복에서 각 플로우들의 전송률을 보다 향상시킬 수 있는 경로의 탐색이 가능하도록  $u_{ij}$ 에 할당된 슬롯의 수를 변경한다.

우선, 식 (17)과 식 (18)을 이용하여  $\Delta\Phi_1 \sim \Delta\Phi_{\chi(G)}$  중 최대값인  $\Delta\Phi_{kmax}$ 와 최소값인  $\Delta\Phi_{kmin}$ 을 찾아낸다. 이때,  $\Delta\Phi_{kmax}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 는 할당받은 슬롯 중 전송에 사용하지 않은 슬롯이 가장 많음을 의미한다. 그리고,  $\Delta\Phi_{kmin}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 는 할당받은 슬롯 중 전송에 사용하지 않은 슬롯이 가장 적음을 의미한다.

$$\Delta\Phi_{kmax} = \arg \max_{k=1, \dots, \chi(G)} (\Delta\Phi_k) \quad (17)$$

$$\Delta\Phi_{kmin} = \arg \min_{k=1, \dots, \chi(G)} (\Delta\Phi_k) \quad (18)$$

제안 알고리즘은 플로우들의 전송률을 최대화하기 위한 경로를 탐색하고, 전송에 가장 많은 슬롯이 필요한  $IS_k$ 에 가장 슬롯의 여유가 있는  $IS_k$ 의 슬롯을 사용할 수 있도록 슬롯의 할당을 변경한다. 그리고, 이것의 반복을 통하여 각 플로우들의 전송률을 향상시키면서 제안 알고리즘의 목표에 도달한다.

그러나, 만약 더 이상 슬롯의 여유가 없어 슬롯을 할

당 할 수 없는 경우, 제안 알고리즘의 목표에 도달하였다고 판단한 후 반복을 멈추고 알고리즘을 종료한다. 이때, 제안 알고리즘의 종료 여부는 다음 식 (19)의 계산 결과인  $\Delta\Phi_{decision}$ 의 값과 미리  $\epsilon = 1$ 로 설정한 임계값  $\epsilon$ 과의 비교를 통하여 결정한다.

$$\Delta\Phi_{decision} = \Delta\Phi_{kmax} - \Delta\Phi_{kmin}; k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (19)$$

만약,  $\Delta\Phi_{decision}$ 과  $\epsilon$ 의 비교 결과가 다음 식 (20)과 같다면, 각  $IS_k$ 들에 여유 슬롯이 없어 슬롯 할당의 변경 과정이 필요 없다는 의미이다. 그렇기 때문에, 각 플로우들의 전송률을 최대화하기 위한 경로를 탐색하였다고 판단하고 알고리즘을 종료한다. 이때, 각 플로우들의  $\lambda_f$ ,  $x_{ij}^f$ 와  $\Phi_k$ 의 값을 최종적으로 얻게 되는데, 이는 링크들의 슬롯 할당 조절과 동시에 그에 따른 경로 탐색을 수행하여 얻은 결과이다. 그러나 이와는 반대로  $\Delta\Phi_{decision}$ 과  $\epsilon$ 의 비교 결과가 식 (21)과 같으면 알고리즘의 반복 수행이 결정된다.

$$\Delta\Phi_{decision} \leq \epsilon \quad (20)$$

$$\Delta\Phi_{decision} > \epsilon \quad (21)$$

알고리즘의 반복 수행이 결정되면, 식 (22)와 식 (23)을 이용하여 각  $IS_k$ 들의 슬롯 할당의 변경과정을 수행한다. 이 과정은 알고리즘의 이전 반복 단계에서 할당한 슬롯의 수인 현재  $\Phi_k$ 의 값을 다음 반복 단계에 적용하기 위한 새로운  $\Phi_k$ 의 값으로 갱신하기 위한 것이다. 그리고 오직  $\Delta\Phi_{kmax}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 에 속하는 링크들과  $\Delta\Phi_{kmin}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 에 속하는 링크들만을 대상으로 한다.

우선, 식 (22)와 같이  $\Delta\Phi_{kmax}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 의 현재  $\Phi_k$ 값을  $\frac{\Delta\Phi_{kmax}}{2}$  만큼 줄여  $\Phi_k$  값을 갱신한다. 이로 인하여 기존 할당에서 제외되어 남게 되는  $\frac{\Delta\Phi_{kmax}}{2}$  만큼의 슬롯만을 슬롯의 추가 할당을 가장 필요로 하는  $IS_k$ 에 추가적으로 할당한다. 추가 할당은 식 (23)과 같이  $\Delta\Phi_{kmin}$ 인 값을 가지는  $IS_k$ 의 현재  $\Phi_k$  값을  $\frac{\Delta\Phi_{kmax}}{2}$  만큼 추가로 사용할 수 있도록  $\Phi_k$ 을

표 1. 그림 6 네트워크의 초기 링크 스케줄링 예  
Table 1. Initial link scheduling example for network in Fig. 6.

$\chi(G)$	14
$IS$ (Independent-link Set)	$IS_1, IS_2, IS_3, IS_4, IS_5, IS_6, IS_7$ $IS_8, IS_9, IS_{10}, IS_{11}, IS_{12}, IS_{13}, IS_{14}$
$\pi(schedule)$	$\pi(\Phi_1, \Phi_2, \Phi_3, \Phi_4, \Phi_5, \Phi_6, \Phi_7,$ $\Phi_8, \Phi_9, \Phi_{10}, \Phi_{11}, \Phi_{12}, \Phi_{13}, \Phi_{14})$
$IS_1$	link #0, link #7
$IS_2$	link #1, link #8
$IS_3$	link #2, link #9
$IS_4$	link #3
$IS_5$	link #4
$IS_6$	link #5
$IS_7$	link #6
$IS_8$	link #10, link #17
$IS_9$	link #11, link #18
$IS_{10}$	link #12, link #19
$IS_{11}$	link #13
$IS_{12}$	link #14
$IS_{13}$	link #15
$IS_{14}$	link #16
$C$	1000 slots
$\Phi_1 \sim \Phi_{14}$	71 slots (1000/14)

갱신한다.

이 과정에서,  $\Delta\Phi_{kmax}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 의 할당 슬롯을 줄이고, 줄어든 할당 자원만큼만  $\Delta\Phi_{kmin}$ 의 값을 가지는  $IS_k$ 의 슬롯으로 추가 할당한다. 그렇기 때문에, 제안 알고리즘은 네트워크의 가용 자원인 프레임의 크기  $C$ 의 값을 변함없이 유지하면서 자원 할당을 수행한다. 게다가, 식 (22)와 식 (23)에서 슬롯의 수를 조절하여 제안 알고리즘의 목표에 도달하는 속도를 조절할 수 있다.

$$\Phi_{kmax} = \Phi_{kmax} - \frac{\Delta\Phi_{kmax}}{2}; k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (22)$$

$$\Phi_{kmin} = \Phi_{kmin} + \frac{\Delta\Phi_{kmax}}{2}; k \in \{1, \dots, \chi(G)\} \quad (23)$$

표 1은 그림 6의 토폴로지를 예를 들어 본 논문에서 제시하는 알고리즘의 반복을 위한 초기 슬롯 할당 값을

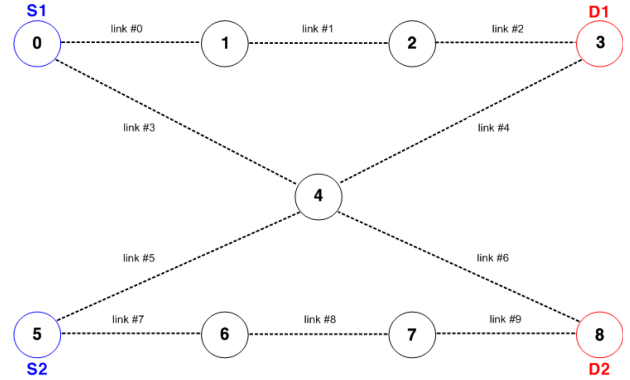


그림 6. 버터플라이 토폴로지  
Fig. 6. Butterfly topology.

나타낸다. 그리고 각 링크의 번호는 그림 8에서 보는 것처럼 양방향 지향성 링크로 확장했을 때의 번호이다. 앞서 설명하였듯이, 각  $IS_k$ 들에 할당하는 슬롯의 수인  $\Phi_k$ 를  $\pi(schedule)$ 로 나타내었다.

## V. 시뮬레이션 및 성능 평가

본 장에서는 계층간 최적화 기법을 이용하여 제안 알고리즘을 수리적 모델링 후 해석을 수행하는 틀을 이용하여 성능 분석을 수행하고 그 결과를 평가, 분석 한다. 우선, 비교적 단순한 버터플라이 토폴로지(Butterfly Topology) 상에서 최단 경로 기반의 경로 탐색과 비교하여 제안 알고리즘의 동작을 설명한다.

그 후, 최단 경로 기반의 경로 탐색을 수행하는 IEEE 802.11s 네트워크 시뮬레이터<sup>[19]</sup>를 이용한 시뮬레이션 결과와 본 논문의 제안 알고리즘의 성능 분석 결과에서 각 플로우들의 전송률 총합인  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  값 비교를 통하여 본 논문에서 제안하는 알고리즘이 무선 메쉬 네트워크에서 주어진 플로우들의 전송률을 크게 향상시킬 수 있음을 보인다. 이를 위해서, 그림 11과 같이 무선 메쉬 네트워크의 일반적인 토폴로지인 그리드 토폴로지(Grid topology)를 이용한다.

### 1. 버터플라이 토폴로지

그림 6과 같이 노드 간 양방향 링크를 갖는 토폴로지가 주어지고 동시에 2개의 플로우가 존재한다고 가정한다. 그리고, 각 플로우는 소스로  $S1$ 과  $S2$ 를 가지며  $D1$ 과  $D2$ 를 목적지로 갖고, 각 플로우의 전송률은 동

일하다고 가정한다. 이때, 무선 링크로 연결되는 각 노드 간의 거리는 동일하며, 각 노드들은 동일한 전송률을 갖는다고 가정한다.

그림 6의 토폴로지는 9개의 노드로만 구성되어 있어 낮은 복잡도로 계산이 가능하여, 본 논문에서 제안하는 반복 알고리즘의 과정을 쉽게 파악하도록 할 수 있다. 그림 6과 같은 토폴로지에서 최단 경로 탐색 기반 알고리즘의 경로 탐색 결과는 간섭에 대한 고려없이 4번 노드를 경유하는 경로가 최단거리가 된다.

그렇기 때문에, 그림 7과 같이 경로 탐색이 수행 된다. 이러한 경우, 플로우 간 간섭의 영향으로 인하여 각 플로우는 프레임의 1/4만을 이용하여 전송하게 된다. 따라서, 각 플로우의 전송에 250개의 슬롯을 사용하게 되며,  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값은 500 슬롯이 된다. 그러나, 간섭을 고려하여 경로 탐색을 달리하면 보다 전송률을 향상 시킬 수 있다.

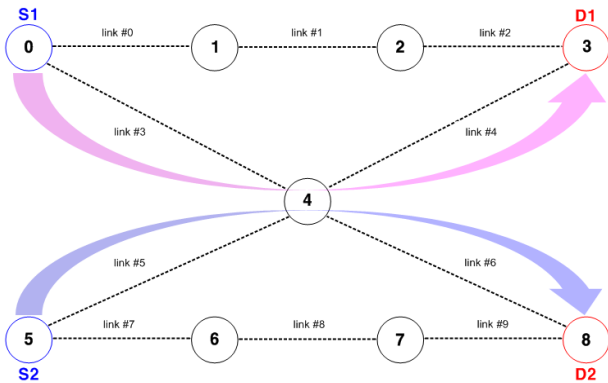


그림 7. 최단 경로 우선 탐색 결과  
Fig. 7. Result from shortest path first search.

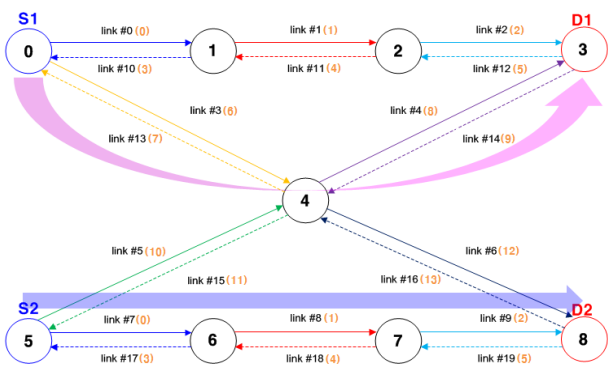


그림 8. 제안 알고리즘의 첫 번째 반복 수행 후의 결과  
Fig. 8. Result from the first iteration performing of proposed algorithm.

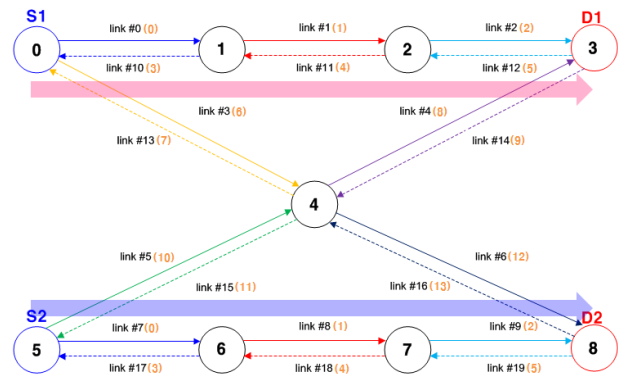


그림 9. 제안 알고리즘의 최종 수행 결과  
Fig. 9. Final result of the proposed algorithm.

그림 8은 그림 6의 토폴로지에 대하여 제안 알고리즘의 첫 번째 반복 수행 후 탐색된 경로를 나타내며, 초기 링크 스케줄링의 결과를 토대로 각  $IS_k$ 들에 속한 링크의 색을 다르게 나타내었다. 이때, 간선 채색은 1-거리 간선 채색<sup>[17]</sup>을 이용하였고, 괄호 안의 숫자는 채색된 색의 종류를 의미한다. 동일한  $IS_k$ 에 속한 링크들의 색은 같으며, 총 14색으로 표현된다.

제안 알고리즘의 초기에 각  $IS_k$ 들의  $u_{ij}$  값이 71개의 슬롯으로 균등하게 할당되어 있다. 그렇기 때문에, 71개의 슬롯을 이용하여 플로우 간에 간섭없이 전송 가능하고,  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값은 142 슬롯이 된다.

하지만, 경로 탐색과 자원 할당 조절의 반복을 통하여  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값을 향상 시킬 수 있는 경로를 그림 9와 같이 최종적으로 선택하게 된다. 반복 횟수에 따른  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 변화를 그림 10에 나타내었다.

그림 10을 살펴보면 제안 알고리즘은 반복 수행의 종료 이전까지 반복 횟수가 증가할수록  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값이 증가한다. 이는, 전송률 향상을 위하여 슬롯의 할당이 조절됨과 동시에 그에 따른 최적의 경로가 선택되어지기 때문이다. 제안 알고리즘의 수행 결과  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값은 657 슬롯으로 간섭의 고려없이 최단 경로를 탐색하는 경우의 500 슬롯 보다 전송률이 향상되었음을 확인 할 수 있다.

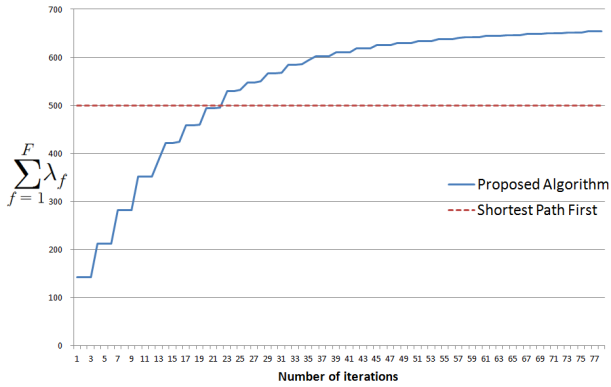


그림 10. 제안 알고리즘의 반복 수행에 따른  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 변화

Fig. 10. Changes of  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  by iterating the proposed algorithm.

2. 그리드 토폴로지

최단 경로 탐색 기반으로 이웃 노드 간 타임 슬롯을 예약하여 전송하는 IEEE 802.11s와 제안 알고리즘의 성능 분석을 이용하여 비교한다.

시뮬레이션 결과 비교를 통하여 제안 알고리즘이 자원 할당과 경로 탐색을 동시에 수행함으로써 최단 경로 탐색에 비하여 무선 메쉬 네트워크에서 각 플로우들의 전송률을 향상시킬 수 있음을 확인한다.

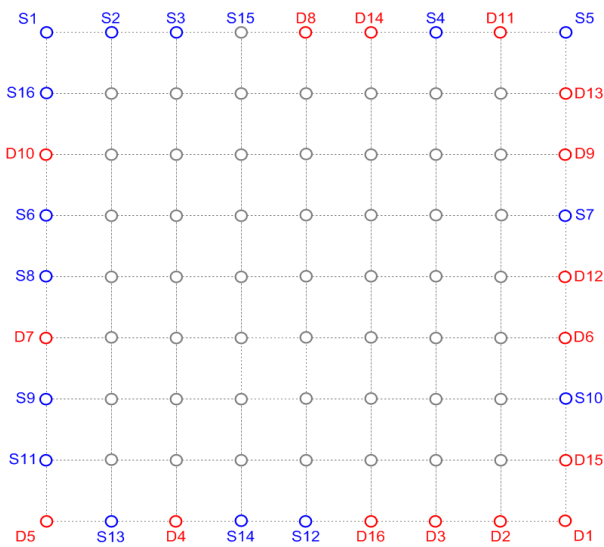


그림 11. 시뮬레이션을 위한 토폴로지 및 생성된 플로우

Fig. 11. Simulation topology and generated flows.

성능 비교를 위하여 81개의 노드를 이용하여 총 288개의 양방향 링크로 구성되고 노드 간의 거리가 동일한 그리드 토폴로지를 이용한다. 이때, 각 플로우들이 서로 교차하여 병목 지점이 발생하도록 한다. 우선, 플로우의 수가 2개인 경우( $f_1(s_1, d_1), f_2(s_2, d_2)$ )부터 1개씩 늘려가며 플로우의 수가 16개인 경우까지 시뮬레이션을 수행한다.

그림 11은 성능 비교에 이용한 토폴로지와 생성한 플로우를 나타내고, 그림 12는 제안 알고리즘의 반복에

따른  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 변화를 나타낸다.

그림 12를 살펴보면 무선 메쉬 네트워크에서 플로우의 수가 증가하는 동안에도 전송률이 저하되거나 포화(saturation)되지 않고 향상되는 것을 확인할 수 있다. 이는 플로우들이 늘어나도 간섭이 적은 경로로 고르게 분포되고 주파수 공간 재사용 효과로 인하여 성능이 개선되는 것이다. 이로 인하여, 플로우의 수가 증가하여도 플로우들이 특정 링크에 집중되어 발생하는 병목을 완화함을 알 수 있다.

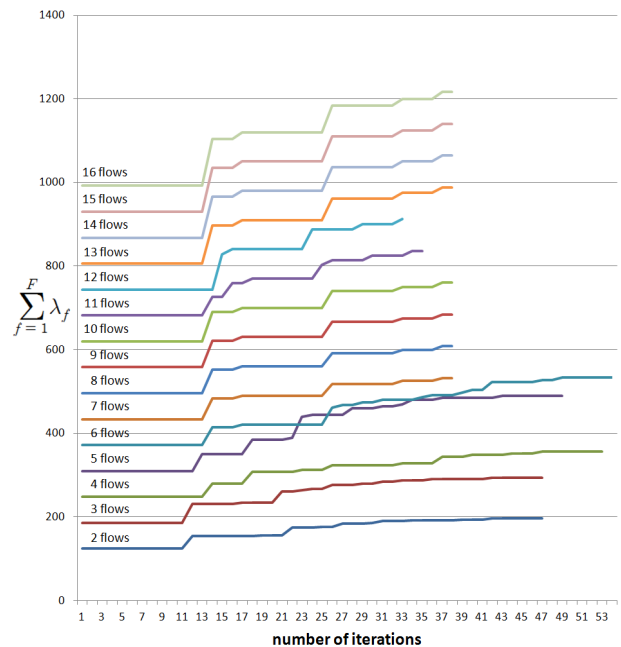


그림 12. 제안 알고리즘의 플로우 수에 따른  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 비교

Fig. 12. Comparison of  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  according to number of flows for the proposed algorithm.

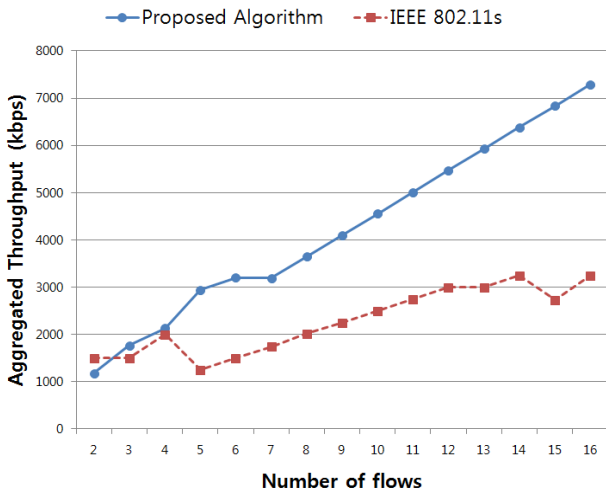


그림 13. IEEE 802.11s와 제안 알고리즘의 플로우 수에 따른  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  비교

Fig. 13. Comparison of  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  according to number of flows in the IEEE 802.11s and the proposed algorithm.

표 2. IEEE 802.11s와 제안 알고리즘의 플로우 수에 따른 성능 향상 비교

Table 2. Comparison of performance improving according to number of flows in the IEEE 802.11s and the proposed algorithm.

플로우 수	IEEE 802.11s (슬롯)	제안 알고리즘 (슬롯)	성능 향상 (%)
2	284	196	69.01
3	288	294	102.08
4	384	356	92.71
5	250	490	196.00
6	300	534	178.00
7	350	532	152.00
8	400	608	152.00
9	450	684	152.00
10	500	760	152.00
11	550	836	152.00
12	600	912	152.00
13	600	988	164.67
14	650	1064	163.69
15	550	1140	207.27
16	650	1216	187.08

그림 13과 표 2는 제안 알고리즘과 IEEE 802.11s의 시뮬레이션 비교 결과를 나타낸다. 이때, 그림 11과 같이 동일한 시뮬레이션 환경을 이용하여 플로우의 수가 증가함에 따라 변화하는  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값을 비교한다. 이때, IEEE 802.11s 시뮬레이션에는 CBR(Constant Bit Rate) 트래픽을 사용하고, 각 플로우들의 전송이 포화 되도록 트래픽의 양을 적절하게 조절한다.

그림 13과 표 2에서 제안 알고리즘의 결과를 살펴보면 IEEE 802.11s의 경우에 비하여  $\sum_{f=1}^F \lambda_f$  값의 증가율이 큰 것을 확인할 수 있다. 이는 제안 알고리즘이 IEEE 802.11s에 비하여 네트워크 자원의 이용률이 높다는 것을 의미한다. 결국, 제안 알고리즘은 IEEE 802.11s에 비하여 보다 많은 네트워크 자원을 이용하도록 함으로써 트래픽 플로우들의 전송률을 향상시킬 수 있다.

## VI. 결 론

본 논문에서는 무선 메쉬 네트워크에서 수리적인 모델링 기반의 계층 교차적 설계를 통하여 주어진 트래픽 플로우들의 전송률을 향상시키기 위하여 지속적으로 자원 할당을 조절하고 그에 따른 경로 탐색을 수행하는 최적화 방안을 제안하였다.

제안 알고리즘은 네트워크의 가용 대역폭을 초과하지 않고 링크의 가용 대역폭을 조절하면서 혼잡하지 않은 링크의 자원을 혼잡한 링크의 자원으로 이용하는 동적인 자원 할당의 수행을 경로 탐색과 결합하여 무선 메쉬 네트워크에서 주어진 각 플로우의 전송 성능을 향상시키는 역할을 한다. 이는 플로우의 수가 많아짐에 따라 병목 구간이 많이 발생하는 상황에 적용할 수 있다.

본 논문에서는 버터플라이 토폴로지와 그리드 토폴로지를 예를 들어, 제시한 최적화 기법이 주어진 각 플로우의 전송률을 향상시킬 수 있음을 확인하고, 또한 IEEE 802.11s 무선 메쉬 네트워크의 경로 탐색 프로토콜인 HWMP와의 비교를 통하여 본 논문에서 제시하는 알고리즘을 이용하여 중앙에서 경로 탐색과 동시에 링크의 자원 할당을 적절하게 조절하여 멀티 홉 무선 메쉬 네트워크에 플로우의 수가 증가하여도 전송 성능을 향상시킬 수 있음을 보였다. 만약, 추가적인 새로운 플

로우가 발생하거나 기존 플로우가 소멸되는 경우에는 모든 플로우들에 대하여 경로 설정과 자원 할당을 중앙에서 다시 적절하게 수행하여 재설정하면 된다. 이때, 재설정 과정의 부하는 그다지 크지 않으며, 스마트 그리드의 원격 검침 시스템과 같이 어느 정도 예측 가능한 시스템에 적합하다.

향후, 스마트 그리드의 원격 검침(Advanced Metering Infrastructure) 시스템에서 게이트웨이의 부하를 분산시키고 네트워크 처리율을 최적화하는 문제에 대한 연구를 진행할 것이며, 아울러 이를 멀티 채널 환경으로 확장 적용하는 연구를 진행할 것이다.

## REFERENCES

- [1] IEEE Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area networks-Specific requirements - Part 11: Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications, 2007.
- [2] Ekram Hossain, Kin K. Leung, 'Wireless Mesh Networks Architectures and Protocols', Springer, 2008.
- [3] Chaska wireless solutions, <http://www.chaska-.net/>
- [4] P. Gupta and P. R. Kumar. "The capacity of Wireless Networks", IEEE Transactions on Information Theory, IT-46(2):388-404, Mar 2000.
- [5] Mansoor Alicherry, Randeep Bhatia and Li(Erran) Li, "Joint Channel Assignment and Routing for Throughput Optimization in Multi-radio Wireless Mesh Networks", MobiCom'05, Aug 2005.
- [6] R. Nelson and L. Kleinrock, "Spatial-TDMA: A Collision-free Multihop Channel Access Protocol", IEEE Trans. on Communication, Vol. 33, pp. 934-944, Sept. 1995
- [7] Draft Standard for Information technology - Telecommunications and information exchange between systems-Local and metropolitan area networks-Specific requirements Part 11: Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications, Amendment 1: Mesh Networking, July 2010.
- [8] S. Kumar, V. S. Raghavan and J. Deng, "Medium Access Control protocols for ad hoc wireless networks: a survey", Elsevier ad hoc Networks, 2004.
- [9] B. Hajek and G. Sasaki, "Link Scheduling in Polynomial Time", IEEE Transactions on Information Theory, vol. 34, no. 5, pp 910-917, 1988.
- [10] I. Chlamtac and A. Lerner, "A Link Allocation Protocol for Mobile Multi-Hop Radio Networks", IEEE GLOBECOM, Dec. 1985.
- [11] T. ElBatt and A. Ephremides, "Joint scheduling and power control for wireless ad hoc networks", IEEE Trans. on Wireless Commun., Vol. 1, pp. 74-85, 2004
- [12] R. Madan, S. Cui, S. Lall. and A. J. Goldsmith. "Cross-layer design for lifetime maximization in interference-limited wireless sensor networks", IEEE INFOCOM 2005, Mar. 2005.
- [13] Mikael Johansson and Lin Xiao, "Cross-Layer Optimization of Wireless Networks Using Non-linear Column Generation", IEEE Trans. on Wireless Communications, Vol. 5, pp. 435-445, Feb. 2006.
- [14] Jun Luo, Catherine Rosenberg and Andre Cirard, "Engineering Wireless Mesh Networks: Joint Scheduling, Routing, Power Control and Rate Adaptation", IEEE Trans. on Networking, Vol. 18, pp. 1387-1400, Oct. 2010.
- [15] Christopher L. Barrett, Gabriel Istrate, V. S. Anil Kumar, Madhav V. Marathe, Shripad Thite, Sunil Thulasidasan, "Strong Edge Coloring for Channel Assignment in Wireless Radio Networks", IEEE WS on FAWN 2006.
- [16] Kaouther Drira, Hamida Seba, Brice Effantin, and Hamamache Kheddouci, "Distance Edge Coloring and Collision-Free Communication in Wireless Sensor Networks", Wiley Online Library-Networks, pp. 35-47, Jan. 2013.
- [17] Stephen Boyd, Lieven Vandenberghhe, 'Convex Optimization', 7th Edition, Cambridge University Press, 2009.
- [18] Richard L. Burden, J. Douglas Faires, 'Numerical Analysis', 9th Edition, BROOKS/COLE, 2010.
- [19] C Cicconetti, L Lenzini, E Mingozzi, "Scheduling and dynamic relocation for IEEE 802.11s mesh deterministic access", IEEE SECON'8, June 2008.



저 자 소 개



민 석 흥(학생회원)  
2005년 공주대학교 전기전자정보  
공학과 석사  
2010년~현재 충남대학교  
전자전파정보통신공학과  
박사과정  
2004년 한국전자통신연구원 BcN  
시험기술팀 위촉연구원

2005년 디지피아(주) 방송장비팀 연구원  
2006년~2009년 (주)엠티아이 연구2실 전임연구원  
<주관심분야 : 무선 메쉬 네트워크, 데이터 통신,  
미래인터넷>



김 병 철(평생회원)  
1988년 서울대학교 전자공학과  
학사  
1990년 한국과학기술원 전기 및  
전자공학과 석사  
1996년 한국과학기술원 전기 및  
전자공학과 박사

1993년~1999년 삼성전자 CDMA 개발팀  
1999년~현재 충남대학교 정보통신공학부 교수  
<주관심 분야 : 이동인터넷, 이동통신 네트워크,  
데이터 통신>



이 재 용(평생회원)-교신저자  
1988년 서울대학교 전자공학과  
학사  
1990년 한국과학기술원 전기 및  
전자공학과 석사  
1995년 한국과학기술원 전기 및  
전자공학과 박사

1990년~1995년 디지콤 정보통신연구소  
선임연구원  
1999년~현재 충남대학교 정보통신공학부 교수  
<주관심분야 : 초고속통신, 인터넷, 네트워크 성  
능분석>