

논문 2016-53-5-4

IEEE 802.11s 를 사용한 스마트그리드 NAN 네트워크의 최대 전송 성능을 위한 다중 채널 스케줄링과 라우팅의 결합 설계

(Cross-layer Design of Joint Routing and Scheduling for Maximizing Network Capacity of IEEE 802.11s based Multi-Channel SmartGrid NAN Networks)

민 석 홍*, 김 봉 규**, 이 재 용***, 김 병 철***

(Seok Hong Min, Bong Gyu Kim, Jae Yong Lee[Ⓞ], and Byung Chul Kim)

요 약

스마트그리드 기술은 기존의 전력망 관리와 제어를 위해 ICT (Information and Communications Technologies)를 이용하여 전력 공급자와 소비자 간에 양방향으로 실시간 전력 정보의 교환을 통하여 에너지 효율을 극대화시키는 것을 목적으로 하고 있다. 본 논문에서는 IEEE 802.11s STDMA (Spatial Time Division Multiple Access) 기반의 다중 채널 스마트그리드의 NAN (Neighborhood Area Network) 네트워크에서 수리적 모델링에 기반한 계층 교차적 설계 기법을 이용하는 “JRS-MS” (Joint Routing and Scheduling for Multi-channel SmartGrid) 알고리즘을 제안한다. 제안 알고리즘은 다중 채널 스마트그리드 NAN 네트워크의 각 데이터 링크에서 데이터 전송량을 적절히 조절하고 동시에 플로우들 간에 간섭이 적은 고속 경로의 탐색을 수행한다. 이를 통하여 각 플로우들의 네트워크 이용률을 높여 전송률을 향상시킨다. 제안 알고리즘과 기존 제안 알고리즘인 JRS-SG (Jointly Routing and Scheduling for SmartGrid) 알고리즘^[11]과의 비교 성능 분석을 통하여 JRS-MS 알고리즘이 다중 홉 NAN 무선 메쉬 네트워크를 경유하는 플로우들의 수가 늘어날 때 주어진 대역폭 자원을 최대로 활용하여 전송 성능을 향상시킬 수 있음을 보였다.

Abstract

The goal of the SmartGrid is to maximize energy efficiency by exchanging bi-directional real-time power information with the help of ICT(Information and Communication Technology). In this paper, we propose a “JRS-MS” (Joint Routing and Scheduling for Multi-channel SmartGrid) algorithm that uses numerical modeling methods in IEEE 802.11s based STDMA multi-channel SmartGrid NAN networks. The proposed algorithm controls the amount of data transmission adaptively at the link layer and finds a high data-rate path which has the least interference between traffic flows in multi-channel SmartGrid NAN networks. The proposed algorithm improve transmission performance by enhancing network utilization. By comparing the results of performance analysis between the proposed algorithm and the JRS-SG algorithm^[11] in the previous paper, we showed that the JRS-MS algorithm can improve transmission performance by maximally utilizing given network resources when the number of flows are increasing in the multi-hop NAN wireless mesh networks.

Keywords : Joint routing and scheduling, Cross-layer design, SmartGrid NAN Networks, Convex Optimization

* 학생회원, *** 평생회원, 충남대학교 정보통신공학과
(Dept. of InfoComm Engineering, Chungnam National University)

** 정회원, 국방과학연구소
(Agency for Defense Development)

Ⓞ Corresponding Author(E-mail : jyl@cnu.ac.kr)

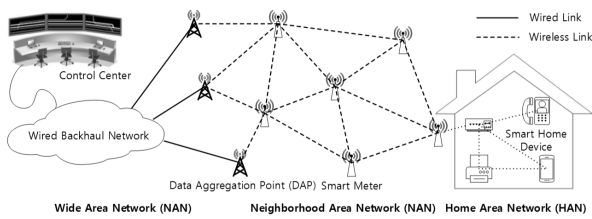
※ 이 연구는 충남대학교 학술연구비에 의해 지원되었음.

Received : January 11, 2016 Revised : May 7, 2016

Accepted : May 10, 2016

I. 서 론

최근 들어 글로벌 기후 변화와 에너지 고갈 문제가 이슈로 부각되고 있다. 이에 따라 다양한 그린 에너지 기술과 정보통신 기술과의 융합을 통하여 스마트그리드 기술이 탄생하여, 이에 대한 연구가 활발하게 진행되고 있다. 스마트그리드 기술은 기존의 전력망(Grid) 관리와

그림 1. 스마트그리드 네트워크의 구조^[3]Fig. 1. SmartGrid Network Architecture.^[3]

제어를 위해 정보통신 기술을 적용하여 전력 공급자와 소비자 간에 양방향으로 실시간 전력 정보를 모니터링하고 제어하면서 에너지 효율을 극대화 시키는 것을 목적으로 하는 차세대 전력 인프라 시스템이다^[1]. 스마트그리드는 발전에서 송전, 배전, 소비자에 이르기까지 전력 시스템 전반에 걸쳐 적용되며, 지능형 장치, 양방향 통신, 제어 시스템을 갖추어 분산형, 지능형 전력망 관리 플랫폼을 갖추고 Advanced Metering Infrastructure (AMI), Energy Management System (EMS), Energy Storage System (ESS), 분산 전원, 신재생 에너지, 지능형 송·배전 시스템 등에 활용된다^[2]. 아울러, 스마트그리드의 플랫폼에서는 재생에너지 연계, 전기 자동차 충전방식 지능화, 스마트 계량, 전력망 모니터링, 가상 발전 시스템, 지능형 수요 반응(Demand Response, DR) 등의 어플리케이션들을 제공한다. 한국에서는 2010년부터 2030년 까지 총 3단계에 걸쳐 세계 최초로 국가차원의 스마트그리드를 구축한다는 청사진을 가지고 있다. 이러한 스마트그리드 구축을 위해서는 정보통신 네트워크 구축이 가장 핵심적이고 필수적이다. 하지만, 아직 초기 단계이기 때문에, 스마트그리드 네트워크 구축은 여전히 시작단계 수준이다.

스마트그리드 네트워크는 유·무선 인터넷을 통해 전력 소비자와 전력회사 간 양방향 정보소통이 가능하도록 연결해 주는 네트워크 서비스 인프라이다. 이를 통하여, 가스, 전기, 열, 온수, 수도 등의 유틸리티 공급자가 고객의 에너지 사용량을 원격으로 자동 검침하고 이에 따라 정확한 에너지 공급과 과금, 보고 등의 서비스를 제공한다. 스마트그리드 네트워크 구조는 <그림 1>과 같이 Wide Area Network(WAN), Neighborhood Area Network(NAN) 및 Home Area Network(HAN)으로 구성된다^[3]. 스마트그리드의 핵심 트래픽은 HAN의 스마트미터에서 발생하는 트래픽이다^[4].

HAN은 소비자의 다양한 역할 참여 및 서비스 제공을 위한 디지털 디바이스들 간 통신 전달 네트워크 기술로써, 스마트미터가 핵심 장치이다. 스마트미터는 전

자식 전력량계와 통신 네트워크의 단말기능을 가지고 있어, 체크하는 전력사용량을 통신을 통하여 지속적으로 모니터링 할 수 있다. NAN은 배전단 내 필드 영역의 모든 컴포넌트 연결을 위한 통신 네트워크 기술로써, 스마트미터와 데이터 집선장치(Data Collection Unit) 사이의 연계 네트워크 기술이다.

WAN은 Core/Metro 및 Backhaul 네트워크로 구성되며, 스마트미터 수집 단위에서 운용센터로 데이터를 전달하는 통신 네트워크이다. 이때, 캐리어 이더넷 기반의 유선 네트워크를 사용할 수 있고, 전력 시스템과 관리 시스템 간에는 CDMA와 같은 이동통신 기술의 사용이 가능하며, 최근에는 3GPP Long Term Evolution(LTE) 기술이 핵심 기술로 등장하고 있다^[5].

스마트그리드 NAN으로 채택할 수 있는 후보 통신 기술로써, PLC, IEEE 802.3(Ethernet), IEEE 802.11s (Wi-Fi Mesh), IEEE 802.15.4(ZigBee), IEEE 802.15.4g (Smart Utility Network), IEEE 802.11ah(Wide Area Wireless LAN), IEEE 802.16p(M2M) 및 IEEE 802.22b (TV White Space) 등이 있다^[6].

본 논문에서는 스마트그리드 NAN에서 전송률을 향상시키기 위하여 다중 게이트웨이를 이용하는 무선 메쉬 네트워크 구조를 고려한다. 아울러, 보다 높은 데이터 전송률 달성을 위하여 멀티 인터페이스를 가지고 다중채널을 사용하여 인접 채널 및 자신의 채널 상태에 따라 동적으로 데이터 채널을 사용하는 무선 메쉬 네트워크 (Wireless Mesh Network, WMN)을 고려한다. 그리고, 이 네트워크에서 가용자원을 최대한으로 활용하기 위하여 경로 탐색과 동시에 자원 할당을 동시에 수행하는 JRS-MS (Joint Routing and Scheduling for Multi-channel SmartGrid) 알고리즘을 제안한다. JRS-MS 알고리즘은 스마트그리드 NAN에서 각 데이터 링크의 데이터 전송량을 적절히 조절하고, 각 플로우들 간에 간섭이 적은 고속 경로를 탐색할 수 있도록 수리적 모델링 기반의 계층 교차적 (cross-layer) 설계 기법을 사용한다. 그 후, 수리적 해석 툴(Numerical Solution Tool)을 이용한 최적화 성능 분석을 통하여 제안 알고리즘이 스마트그리드 HAN에서 사용자들의 플로우 수용량을 향상시키고, 각 게이트웨이의 부하를 적절하게 분산시켜 네트워크 가용성을 향상시킬 수 있음을 보였다.

일반적인 다중채널 무선 메쉬 네트워크와 본 논문에서 다루는 스마트 그리드 NAN의 무선 메쉬 네트워크의 차이점은, 무작위적으로 동적인 트래픽을 전송하는 망 설계를 위한 알고리즘이 아니라, 스마트그리드 원격

검침 시스템과 같이 어느 정도 트래픽의 양과 특성을 예측할 수 있는 무선 메쉬 네트워크를 대상으로 라우팅과 스케줄링의 결합설계에 의해 전송성능을 최대화하려는 관점으로 이에 대한 알고리즘을 제시하고, 중앙집중적인 제어를 통해 계산된 설계결과를 각 노드에 다운로드하여 동작시키는 것을 가정한다. 추가적인 새로운 플로우가 발생하거나 기존 플로우가 소멸되는 경우에는 모든 플로우들에 대하여 경로 설정과 자원 할당을 중앙집중식으로 다시 수행하여 재설정하면 된다. 이때, 재설정 과정의 부하는 그다지 크지 않으며, 스마트 그리드의 원격 검침 시스템뿐 아니라 이 어느 정도 예측 가능한 무선 멀티홉 네트워크 시스템의 설계에 적합한 방법이다.

본 논문의 II장에서는 본 논문에서 제안하는 네트워크 설계방안의 시스템 모델을 설명한다. III장에서는 다중 채널을 이용하여 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, IV장에서는 다중 채널을 사용한 제안 알고리즘이 스마트그리드 HAN 네트워크의 부하 분산에 대한 수리적 해석 결과를 통하여 최대 전송량을 향상시킬 수 있음을 보인다. 마지막으로 V장에서 제안 알고리즘에 대한 결론 및 향후 연구 계획에 대하여 기술한다.

II. 시스템 모델

본 논문에서는 노드들의 위치가 고정되어 있고, 각 노드 간 다중의 무선 링크로 데이터를 주고받는 스마트 그리드 NAN을 모델링한 무선 메쉬 네트워크를 가정한다. 이때, 각 무선 메쉬 노드들은 인접노드들 간에 간섭이 없는 R 개의 직교(Orthogonal) 채널을 사용하여 동시에 전송을 시도할 수 있다고 가정한다. 일반적인 다중채널 무선 메쉬 네트워크와 본 논문에서 다루는 스마트 그리드 NAN의 무선 메쉬 네트워크의 차이점은, 무작위적으로 동적인 트래픽을 위한 망설계를 위한 알고리즘이 아니라, 어느 정도 트래픽의 양과 특성을 예측할 수 있는 무선 메쉬 네트워크를 대상으로 라우팅과 스케줄링의 결합설계에 대한 알고리즘을 중앙집중적인 제어를 통해 설계하고 동작시키는 것을 가정한다.

1. 네트워크 토폴로지 및 플로우

무지향성의 링크(Undirected Arc)를 갖고 있는 멀티홉 무선 메쉬 네트워크의 토폴로지 그래프를 노드들의 집합 N 과 링크들의 집합 A 로 구성하고, 메쉬 라우터 간 양방향 링크를 고려하여 지향성 그래프(Directed Graph) $G=(N,A)$ 로 나타낸다.

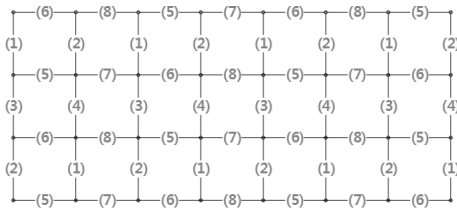
네트워크 토폴로지 그래프에서, 노드집합 N 은 인접 노드들과의 I 개의 인터페이스를 이용하여 R 개의 직교 채널을 사용할 수 있는 n 개의 노드들로 구성되고, A 는 $R \times n$ 개의 지향성 링크(Directed Arc)들로 구성된다. 이때, 송신 노드가 $i \in N$ 이고 수신 노드가 $j \in N$ 이면 링크 $(i,j) \in A$ 로 정의하고, 링크 $(i,j) \in A$ 이면 링크 $(j,i) \in A$ 으로 가정한다. 각 직교 채널 r 의 링크 (i,j) 는 간섭을 제외한 가용한 최대 전송률을 $r u_{ij}$ 로 나타낸다.

또한, 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 노드 쌍인 (s_f, d_f) 로 정의한다. 음의 값이 아닌 데이터 전송률 λ_f 를 가지는 각 플로우들에 대하여 $\lambda = [\lambda_1, \dots, \lambda_F]$ 로 전송률 할당 벡터를 정의한다. 이때, 각 플로우의 전송률 λ_f 는 전송에 필요한 한 프레임 당 슬롯 수로 가정하고, 각 직교 채널의 프레임 용량을 $r C$ 로 나타낸다.

2. 매체 접근 제어 모델

무선 메쉬 네트워크에서는 무선 채널 간섭 때문에 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 간섭없이 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 IS를 이용하여 무선 메쉬 네트워크의 데이터 전송시간을 조절하여 매체 접근 제어를 수행할 수 있다. 만약, 무선 메쉬 네트워크에서 동시에 전송 가능한 링크들의 집합의 수가 세 개 이면, IS는 $IS = \{IS_1, IS_2, IS_3\}$ 으로 표현할 수 있다. 본 논문에서는 직교 채널인 다중 채널을 사용하기 때문에

그림 2. 1-거리 간선 채색^[8]Fig. 2. 1-Distance Edge Coloring.^[8]

각 채널 별로 동일한 IS 의 적용이 가능하며, 다중 채널 환경에서는 $IS = \{IS_1, IS_2, IS_3\}$ 로 표현할 수 있다.

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 프로토콜인 MCF(Mesh Coordination Function)는 프레임 전송에서 노드간 동기를 맞춘 STDMA (Spatial TDMA) 기반 전송에서는 IS 정보를 이용하여 전송순서를 조절할 수 있는 타임슬롯 스케줄링을 이용하면 무선 메쉬 라우터의 제어를 통하여 효율적인 공간 재사용과 자원 할당이 가능하다.

3. 간섭 모델

무선 네트워크에서는 매체 접근 제어를 통하여 스케줄링이 가능한 경로들을 탐색하기 위해서는 무선 링크 간의 간섭을 고려하여야 한다. 일반적으로 무선 네트워크에서의 간섭 모델들은 크게 “프로토콜 간섭 모델”과 “물리적 간섭모델”로 분류하는데^[4], 본 논문에서는 간단하고 수리적 모델링이 비교적 쉬운 프로토콜 간섭 모델을 이용하였다. 이 간섭 모델을 이용하여 각각 독립적으로 전송할 수 있는 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.

본 논문에서는 IS 를 구하기 위하여, 2개 이상의 링크로 격리되어 있는 링크들이 동시에 전송이 가능하다고 가정된 ‘strong edge coloring^[7]’이라 불리는 ‘1-거리 간선 채색(1-distance edge coloring)^[8]’ 알고리즘을 이용하였다. <그림 2>는 그리드 토폴로지에서 8개의 채색 수를 사용하여 ‘1-거리 간선 채색’을 한 것으로 링크의 숫자는 채색된 색깔의 종류를 나타낸다. 본 논문에서와 같이 양방향 전송을 고려한다면 16개의 채색 수를

이용하여 간선 채색을 할 수 있다. <그림 2>에서 동일한 색깔에 속한 링크들은 동시에 트래픽을 전송하더라도 상호 간섭이 발생하지 않는다.

IS_k 는 간선 채색(Edge Coloring)이후 동일한 색을 가지는 간선의 집합을 의미하고, IS 는 IS_k 의 집합으로 구성한다. 이때, $k \in \{1, \dots, \chi(G)\}$ 이며, k 값은 간선 채색 수(Edge Chromatic Number)인 $\chi(G)$ 보다 큰 값을 가질 수 없다. 또한, 각 IS_k 에 속한 링크들은 주어진 네트워크에서 서로 간섭없이 언제든지 동시에 전송할 수 있으나, 서로 다른 IS_k 에 속한 링크들은 동시에 전송할 수 없다.

III. 제안 알고리즘

본 논문의 연구 목적은 스마트그리드 HAN 네트워크에서 IEEE 802.11s STDMA 기반 무선 메쉬 네트워크의 가용성을 개선하는 것이다. 이를 위해, 최적 경로 탐색 문제와 탐색된 경로를 따라 타임 슬롯 자원을 스케줄링하기 위한 문제로 나누어 해를 구한다. 우선, 경로 탐색의 해를 얻은 후에 스케줄링을 적용하여 시스템의 가용량을 최대화 한다. 그 후, 스케줄링 해의 최적 라우팅의 해를 반복해서 구한다. 이 과정을 시스템 성능의 향상이 더 이상 되지 않고 포화될 때 까지 반복한다. 이러한 접근 방법은 각 게이트웨이로 부하를 분산하며 링크의 병목을 줄일 수 있고 최대 전송을 위한 최적 경로 탐색에 의하여 각 트래픽 플로우의 전송률을 향상시킨다.

1. 다중 채널을 이용한 최대 플로우 전송 방안

본 논문에서 제안하는 JRS-MS는 데이터 링크 계층에서의 링크들의 자원 할당과 동시에 네트워크 계층에서 각 게이트웨이로의 부하균형 경로 탐색에 초점을 맞춘다. 아울러, 서로 직교하는 다중 채널을 사용하여 스마트그리드 HAN 네트워크의 가용성(Availability)과 가용량(Capacity)을 향상 시킨다. 이는 3장에서 설명한 시스템 모델을 이용하여 다음과 같은 식 (1)~(11)을 이용하여 선형 정수 계획법(Integer linear programming) 문제로 모델링 할 수 있다.

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

subject to

$$\sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f - \sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f = \lambda_f; i = s_f, \forall f \in F_s \quad (2)$$

$$\sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f - \sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f = -\lambda_f; i = d_f, \forall f \in F_s \quad (3)$$

$$\sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f - \sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R \lambda_{f,r} x_{ij}^f = 0; \forall i = \{N - s_f, d_f\}, \forall f \in F_s \quad (4)$$

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

$$\sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R x_{ij}^f = 1; i = d_f, \forall f \in F_s \quad (6)$$

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

$$\sum_{r=1j: (i,j) \in A}^R x_{ij}^f \leq 1; i \neq d_f, \forall f \in F_s \quad (8)$$

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

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

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

주어진 선형 정수 계획법은 식 (1)과 같이 무선 메시 네트워크에서 존재하는 플로우들의 최대 전송률을 얻기 위한 목적 함수와 식 (2)-(11)과 같이 목적 함수의 해를 도출하기 위한 조건식으로 구성된다. 우선, 식 (2)-(8)에서의 x_{ij}^f 는 링크(i, j)에서 채널 r 의 각 플로우 f 의 존재 여부를 나타내는 정수변수이다. 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 채널 r 의 각 플로우 별 존재 유무를 파악하면 각 플로우 별 경로를 파악할 수 있다. 여기서 R_s 는 시스템의 모든 채널의 집합을 의미하고, F_s 는 모든 플로우의 집합을 의미한다.

식 (1)은 모든 플로우의 전송률 총합의 최대화를 위한 선형 목적 함수로서, λ_f 는 하나의 경로는 갖는 플로우 f 의 전송률을 의미한다.

식 (2)-(4)는 플로우 보존(Flow Conservation)을 의미하는 조건식이다. 식 (2)와 식 (3)은 각 플로우의 송신지 노드에서 전송률 λ_f 의 트래픽이 흘러 나오고, 목적지 노드로 전송률 λ_f 의 트래픽이 흘러 들어감을 의미한다. 이는 중간 노드에서 손실없이 송신지 노드의 모든 채널의 전송을 목적지 노드의 모든 채널에서 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 중

간 노드의 모든 채널에서 전송률 λ_f 의 플로우들을 수신하면 손실되거나 생성됨 없이 그대로 송신하는 것을 의미한다.

식 (5)-(8)은 각 플로우들을 전송 할 때, 각 플로우들이 나누어져 여러 경로로 전송되지 않고 오직 하나의 경로 만을 선택하는 것을 의미한다. 식 (5)는 송신지 노드에서 다음 노드로의 경로가 1개 임을 의미하고, 식 (6)은 목적지 노드의 이전 노드에서 목적지 노드로의 경로가 1개 임을 의미한다. 그리고, 식 (7)은 중간 노드에서 다음 노드로의 경로가 1개 임을 의미하고, 식 (8)은 중간 노드의 이전 노드에서 중간 노드로의 경로가 1개 임을 의미한다. 식 (10)은 플로우 f 의 전송률을 나타내며, 음의 값이 아님을 의미한다.

마지막으로, 식 (11)은 특정 링크(i, j)의 특정 채널 r 을 지나는 모든 플로우의 합은 해당 링크(i, j)의 해당 채널 r 에 대한 가용량인 u_{ij} 를 초과 할 수 없음을 의미한다.

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

2. JRS-MS 알고리즘

식 (1)~(11)은 기본적으로 선형 최적화(Linear Optimization) 문제에 해당하며 최적해(Optimal Solution)를 가진다^[9]. 논문에서 사용한 다음 알고리즘은 최적화 문제의 일반적인 강하기법(Descent Method)의 일종으로서 선형 탐색(Linear Search)의 속도를 빠르게 하기 위해 남아있는 자원에 이분법(Bisection Method)^[10]을 사용하여 남아있는 자원의 최소값을 최대화하는 반복법(Iterative Method)을 사용한다. 이를 통하여 링크에 남아있는 자원이 균일하게 되는 상태에 도달할 때 까지 반복하면, 목적 함수는 최대가 된다. 이를 통하여 프레임 당 고정 타임슬롯 수에는 변화를 주지 않고 자원을 필요한 곳으로 이동함으로써 전송률을 향상시킬 수 있다.

초기에 각 채널 프레임의 모든 슬롯은 각 채널 r 의

Algorithm 1: Definition, Input, Initializaiton for JRS-MS**Definition**

$R = 3$ (Each node has three channel or interface)
 ${}_1C, {}_2C, {}_3C = 1000$ (number of slots for channel No.1, 2, 3)

Input

1. 1-Distance Edge Coloring Results
 $\chi(G) = 16$
 ${}_1IS = \{ {}_1IS_1, {}_1IS_2, {}_1IS_3, {}_1IS_4, {}_1IS_5, {}_1IS_6, {}_1IS_7, {}_1IS_8, {}_1IS_9, {}_1IS_{10}, {}_1IS_{11}, {}_1IS_{12}, {}_1IS_{13}, {}_1IS_{14}, {}_1IS_{15}, {}_1IS_{16} \}$
 ${}_2IS = \{ {}_2IS_1, {}_2IS_2, {}_2IS_3, {}_2IS_4, {}_2IS_5, {}_2IS_6, {}_2IS_7, {}_2IS_8, {}_2IS_9, {}_2IS_{10}, {}_2IS_{11}, {}_2IS_{12}, {}_2IS_{13}, {}_2IS_{14}, {}_2IS_{15}, {}_2IS_{16} \}$
 ${}_3IS = \{ {}_3IS_1, {}_3IS_2, {}_3IS_3, {}_3IS_4, {}_3IS_5, {}_3IS_6, {}_3IS_7, {}_3IS_8, {}_3IS_9, {}_3IS_{10}, {}_3IS_{11}, {}_3IS_{12}, {}_3IS_{13}, {}_3IS_{14}, {}_3IS_{15}, {}_3IS_{16} \}$

2. Source-Destination pairs

3. Adjacency Matrix

Initialization

${}_r\Phi_k = \frac{{}_rC}{\chi(G)}; \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$
 ${}_ru_{ij} = {}_r\Phi_k, (i, j) \in {}_rIS_k; \forall (i, j) \in A, \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$

그림 3. JRS-MS 알고리즘의 초기화

Fig. 3. Initialization of JRS-MS Algorithm.

각 링크 그룹인 ${}_rIS_k$ 에 균등하게 분배한다. 이때, 링크 (i, j) 의 채널 k 에 대한 가용량인 ${}_ru_{ij}$ 는 이 균등값으로 설정한다. ${}_ru_{ij}$ 의 값은 다른 링크들의 간섭을 제외한 링크의 가용량을 의미한다. 만약, 특정 링크를 경유하는 플로우들의 전송량이 증가하면, 링크의 가용량이 동적으로 조절될 수 없기 때문에 병목이 발생하게 된다. 이러한 경우, 병목 발생 방지를 위하여 보다 많은 타임 슬롯을 할당하거나, 트래픽 상황을 살펴보고 새로운 경로를 탐색하여 시스템 처리량을 증가시켜야 한다.

본 논문의 제안 알고리즘인 JRS-MS의 기본 아이디어는 네트워크의 각 링크의 최소 가용 대역폭을 최대화하는 것이다. 이를 위하여, 다중 채널을 활용하여 모든 링크들로 트래픽을 분산시켜 특정 링크의 트래픽 과부하를 방지한다. JRS-MS 알고리즘을 <그림 3>과 <그림 5>에 나타내었다.

제안 알고리즘은 <그림 3>에서와 같이 초기에 입력되는 ‘1-distance edge coloring’의 결과를 이용하는데, 예를 들면 <그림 4>의 그리드 토폴로지 네트워크에서 양방향을 고려하여 간선 채색 수(Edge Chromatic Number)인 $\chi(G) = 16$ 이 되어 16개의 독립적인 링크 집합을 결과로 얻을 수 있다. 이때, 각 노드들은 3개의 직교 채널을 가진다고 가정하였다.

식 (12)를 이용하여 각 채널의 IS 의 IS_k 의 모든 링크들에 균등하게 슬롯을 할당한다. 이 때문에, 식 (13)의 초기 ${}_ru_{ij}$ 의 값은 동일하다.

초기 ${}_ru_{ij}$ 값 할당 이후, 정수형 선형 탐색(Integer Linear Programming)을 이용하여 경로 탐색을 수행한다.

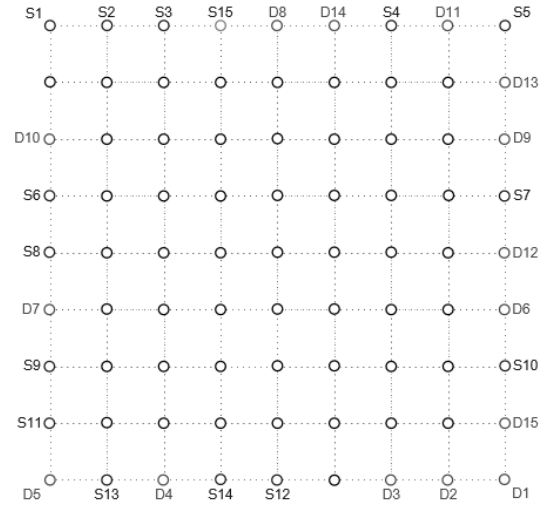


그림 4. 시뮬레이션을 위한 토폴로지 및 생성된 플로우
 Fig. 4. Simulation topology and generated flows.

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

$${}_ru_{ij} = {}_r\Phi_k, (i, j) \in {}_rIS_k; \forall (i, j) \in A, \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\}; \forall r \in R_s \quad (13)$$

경로 탐색 이후, 남아있는 여유 가용량을 고르게 하기 위하여 각 링크에 할당된 슬롯들을 이분법을 이용하여 조절한다. 이는 부하가 적은 링크들의 자원을 부하가 큰 다른 링크들의 자원으로의 재할당 과정을 통해 이루어진다. 각 링크 (i, j) 의 채널 r 에 대한 ${}_ru_{ij}$ 의 조절 후, 정수형 선형 탐색을 이용하여 새로운 경로 탐색을 수행하고 다시 슬롯을 할당한다. 이 과정들은 모든 링크들의 남아있는 여유 가용량이 거의 동일해질 때까지 반복하며, 식 (1)의 목적 함수가 최대화된다. 이 알고리즘을 <그림 5>에 나타내었다.

프레임의 슬롯 수인 ${}_rC$ 을 1000개라 가정하였기 때문에 ${}_1IS_1 \sim {}_1IS_{16}$, ${}_2IS_1 \sim {}_2IS_{16}$ 및 ${}_3IS_1 \sim {}_3IS_{16}$ 에 속한 각 링크들에 초기 ${}_1u_{ij}$, ${}_2u_{ij}$ 및 ${}_3u_{ij}$ 값으로 $1000/16 = 62$ 개의 슬롯을 할당한다. 이는, 모든 링크에 초기값으로 62개의 슬롯을 할당하는 것과 같은 결과가 된다. 이때의 해가 주어진 플로우들의 최소처리량을 최대화하는 해가 된다. 이때, 각 ${}_rIS_k$ 의 할당 슬롯 수는 ${}_r\Phi_k$ 로 나타내고, ${}_rIS_k$ 의 수는 간선 채색 수(edge chromatic number)를 의미하는 $\chi(G) = 16$ 로 표현할 수 있다. 만약, ${}_r\Phi_k$ 의 초기값 계산 결과가 정수의 값을 가지지 못한다면, $\sum_{k=1}^{\chi(G)} {}_r\Phi_k \leq C_1$, $\sum_{k=1}^{\chi(G)} {}_2\Phi_k \leq C_2$ 및 $\sum_{k=1}^{\chi(G)} {}_3\Phi_k \leq C_3$ 이 되도록 ${}_r\Phi_k$ 의 근사값을 이용한다.

Algorithm 2: Iterative Heuristic Algorithm for JRS-MS

Main Iteration
while $\Delta\Phi_{decision} \leq \epsilon$ **do**
 STEP 1. Solving a problem for maximizing network capacity
 Maximize

$$\sum_{f=1}^F \lambda_f$$

Solution

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

STEP 2. Calculating used capacity

$${}_r uc_k = \underset{(i,j) \in {}_r IS_k}{argmax} ({}_r C_{ij}); \quad \forall (i, j) \in A, \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$$

STEP 3. Calculating scheduling margin

$$\Delta_1 \Phi_1 = {}_1 \Phi_1 - {}_1 uc_1, \quad \Delta_2 \Phi_1 = {}_2 \Phi_1 - {}_2 uc_1, \quad \Delta_3 \Phi_1 = {}_3 \Phi_1 - {}_3 uc_1$$

$$\Delta_1 \Phi_2 = {}_1 \Phi_2 - {}_1 uc_2, \quad \Delta_2 \Phi_2 = {}_2 \Phi_2 - {}_2 uc_2, \quad \Delta_3 \Phi_2 = {}_3 \Phi_2 - {}_3 uc_2$$

...

$$\Delta_r \Phi_{\chi(G)} = {}_r \Phi_{\chi(G)} - {}_r uc_{\chi(G)}$$

STEP 4. Calculating $\Delta_r \Phi_{kmax}$, $\Delta_r \Phi_{kmin}$ and $\Delta_r \Phi_{decision}$

$$\Delta_r \Phi_{kmax} = \underset{k=1, \dots, \chi(G)}{argmax} (\Delta_r \Phi_k); \quad \forall r \in R$$

$$\Delta_r \Phi_{kmin} = \underset{k=1, \dots, \chi(G)}{argmin} (\Delta_r \Phi_k); \quad \forall r \in R$$

$$\Delta_r \Phi_{decision} = \Delta_r \Phi_{kmax} - \Delta_r \Phi_{kmin}; \quad k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$$

STEP 5. Updating $\Delta_r \Phi_{kmax}$, $\Delta_r \Phi_{kmin}$

$${}_r \Phi_{kmax} = {}_r \Phi_{kmax} - \frac{\Delta_r \Phi_{kmax}}{2}; \quad k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$$

$${}_r \Phi_{kmin} = {}_r \Phi_{kmin} + \frac{\Delta_r \Phi_{kmax}}{2}; \quad k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R$$

end

Solutions (rate, route, and allocated slots)
 λ_f , ${}_r x_{ij}^f$ and ${}_r \Phi_k$

그림 5. JRS-MS 알고리즘의 결과 값을 얻기 위한 반복
Fig. 5. Iteration for Obtaining Results of JRS-MS Algorithm.

식(12)와 식(13)을 이용하여 초기화를 한 후, <그림 5>의 알고리즘을 시작하고 목표하는 결과를 얻을 때까지 알고리즘을 반복 수행한다.

<그림 5>의 알고리즘은 식 (14)를 이용하여 실제 각 링크에서 사용한 자원인 ${}_r C_{ij}$ 를 얻으면서 시작된다. 이는 이후 과정에서 수행하는 자원 할당에 이용한다.

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

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

$${}_r uc_k = \underset{(i,j) \in {}_r IS_k}{argmax} ({}_r C_{ij}); \quad \forall (i, j) \in A, \forall k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R_s \quad (15)$$

예를 들면, 초기 설정 된 상태에서 플로우를 계산한 후, 식 (14)를 이용하여 ${}_1 IS_1$ 에 속한 링크 A와 링크 B에서 실제 사용한 슬롯의 수가 각각 ${}_1 C_{linkA} = 40$, ${}_1 C_{linkB} = 30$ 라고 얻었다면, ${}_1 IS_1$ 에 속하여 있는 링크들인 링크 A와 링크 B는 ${}_1 IS_1$ 에 속한 다른 링크들과 간섭 없는 전송을 위하여 최소 40개의 슬롯이 필요하게 된다. 그러므로, ${}_1 IS_1$ 에 대한 식 (15)의 결과로서 ${}_1 uc_1 = 40$ 이라는 결과를 얻는다. 마찬가지로, 나머지 ${}_r IS_k$ 들에 대해 식 (15)의 과정을 수행하면 ${}_r uc_k$ 의 결과를 얻는다.

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

$$\Delta_1 \Phi_1 = {}_1 \Phi_1 - {}_1 uc_1, \quad \Delta_2 \Phi_1 = {}_2 \Phi_1 - {}_2 uc_1, \quad \Delta_3 \Phi_1 = {}_3 \Phi_1 - {}_3 uc_1$$

$$\Delta_1 \Phi_2 = {}_1 \Phi_2 - {}_1 uc_2, \quad \Delta_2 \Phi_2 = {}_2 \Phi_2 - {}_2 uc_2, \quad \Delta_3 \Phi_2 = {}_3 \Phi_2 - {}_3 uc_2$$

⋮

$$\Delta_r \Phi_k = {}_r \Phi_k - {}_r uc_k \quad (16)$$

예를 들어, ${}_1 IS_1$ 의 식 (15) 수행 결과로 ${}_1 uc_1 = 40$ 을 얻었기 때문에, ${}_1 IS_1$ 의 식 (16) 수행 결과로 $\Delta_1 \Phi_1 = 22$ 을 얻을 수 있다. 이는 초기값을 설정하는 식 (12)에서 ${}_1 \Phi_1 = 62$ 로 설정하였기 때문이다. 모든 ${}_r IS_k$ 에 대하여 식 (16)의 계산 과정을 수행하여 $\Delta_r \Phi_k$ 의 결과를 얻는다.

알고리즘의 초기에 처음 반복을 수행할 때에는 초기 자원 할당 과정으로 인하여 각 ${}_r IS_k$ 들의 ${}_r \Phi_k$ 의 값이 모두 같다. 하지만, 제안 알고리즘은 반복을 통하여 자원의 여유가 있는 ${}_r IS_k$ 의 자원을 자원의 여유가 없어 혼잡한 동일 채널의 ${}_r IS_k$ 의 자원으로 이용할 수 있도록 이동한다. 목표 함수의 해에 도달하기까지 반복을 수행하면서 각 ${}_r IS_k$ 들의 ${}_r uc_k$ 의 값이 변하며 수렴하게 되고, 이로 인하여 ${}_r \Phi_k$ 의 값도 역시 수렴하게 된다.

식 (16)에서 각 ${}_r IS_k$ 들의 $\Delta_r \Phi_k$ 값을 얻게 되면, 즉,

$\Delta_r \Phi_1 \sim \Delta_r \Phi_{\chi(G)}$ 의 계산이 완료되면, 이를 이용하여 다음 반복에서 각 플로우들의 전송률을 보다 향상시킬 수 있는 경로의 탐색이 가능하도록 채널 r 에 대한 링크 (i, j) 의 할당 슬롯 수 ${}_r u_{ij}$ 의 값을 변경한다. 이러한 반복은 할당되지 않는 슬롯들이 모든 링크에 거의 균등하게 분포되고 시스템의 이용률을 최대화하는 목적 함수의 값이 도출될 때 까지 반복한다.

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

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

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

그후, $\Delta_r \Phi_{kmax}$ 인 링크에서 약간의 슬롯을 같은 채널의 $\Delta_r \Phi_{kmin}$ 인 링크의 슬롯으로 이동 할당한다. 이는 전송에 가장 많은 자원이 필요한 ${}_r IS_k$ 에 가장 자원의 여유가 있는 ${}_r IS_k$ 의 자원으로 이용하도록 한다. 식 (19)의 $\Delta_r \Phi_{decision}$ 의 값과 미리 설정한 임계값 ϵ 과의 비교를 수행하는 식 (20), (21)의 결과를 통하여 반복 여부를 결정한다.

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

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

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

만약, $\Delta_r \Phi_{decision}$ 의 값이 식 (20)의 결과와 같이 ϵ 보다 작거나 같게되면 반복을 멈추게 된다. 이는 네트워크에 남아있는 여유 슬롯의 수가 거의 같다는 것을 의미한다. 이때, 모든 플로우들의 네트워크 이용률이 최대가 되면서 전송률의 총합이 최대가 되며, 각 플로우들의 λ_f , ${}_r x_{ij}^f$ 와 ${}_r \Phi_k$ 의 값을 최종적으로 얻을 수 있다. 그러나, $\Delta_r \Phi_{decision}$ 의 값이 식 (21)의 결과와 같이 ϵ 보다 크면 식 (22)와 식 (23)을 이용하여 경로 탐색과 슬롯을 다시 할당하는 과정을 반복 수행한다.

$${}_r \Phi_{kmax} = {}_r \Phi_{kmax} - \frac{\Delta_r \Phi_{kmax}}{2}; k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R_s \quad (22)$$

$${}_r \Phi_{kmin} = {}_r \Phi_{kmin} + \frac{\Delta_r \Phi_{kmax}}{2}; k \in \{1, \dots, \chi(G)\}, \forall r \in R_s \quad (23)$$

즉, 식 (22)와 같이 $\Delta_r \Phi_{kmax}$ 의 값을 가지는 현재 ${}_r \Phi_k$ 값을 $\Delta_r \Phi_{kmax}$ 의 1/2 만큼 줄여 ${}_r \Phi_k$ 값을 갱신한다. 이로 인하여 기존 할당에서 제외되어 남게 되는 $\Delta_r \Phi_{kmax}$ 의 1/2 만큼의 슬롯을 추가 할당을 가장 필요로 하는 같은 채널의 $\Delta_r \Phi_{kmin}$ 에 추가적으로 할당한다. 추가 할당은 식 (23)과 같이 $\Delta_r \Phi_{kmin}$ 의 값을 가지는 현재 ${}_r \Phi_k$ 값을 $\Delta_r \Phi_{kmax}$ 의 1/2 만큼 추가로 사용할 수 있도록 ${}_r \Phi_k$ 값을 갱신한다.

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

IV. 시뮬레이션 및 성능 평가

본 장에서는 계층간 최적화 기법을 이용하여 제안 알고리즘을 수리적 해석을 수행하는 틀을 이용하여 성능 분석을 수행하고 그 결과를 평가, 분석한다.

그 후, 단일 채널 환경의 기존 논문^[11]의 제안 알고리즘인 JRS-SG 알고리즘의 성능 분석 결과와 다중 채널 환경의 본 논문의 제안 알고리즘과의 성능 분석 결과에서 각 알고리즘의 목적 함수인 총전송량 $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 값 비교를 수행한다. 결과 비교를 통하여 다중 채널을 사용하는 본 논문에서 제안하는 알고리즘이 스마트그리드 NAN 네트워크에서 주어진 플로우들의 네트워크 이용률을 크게 향상시켜 전송률을 크게 향상시킬 수 있음을 보였다.

1. 그리드 토폴로지

본 절에서는 81개의 노드가 그리드 토폴로지를 이루고 있는 <그림 4>의 환경에서 다중 채널을 사용한 본 논문의 제안 알고리즘과 단일 채널 환경의 기존 논문 알고리즘과의 성능 비교를 수행한다. <그림 4>의 대상

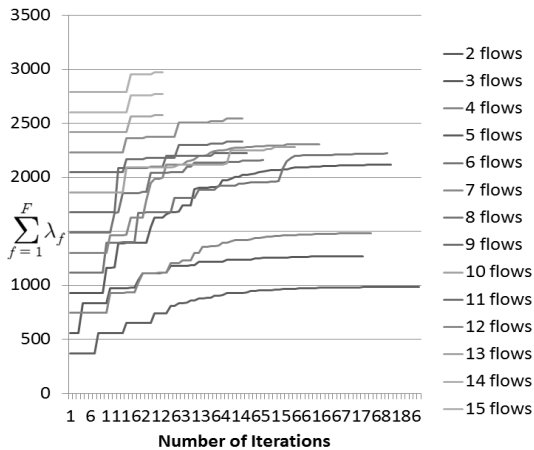


그림 6. 제안 알고리즘의 플로우 수에 따른 총전송량의 $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 수렴

Fig. 6. Convergence of total transmission rate $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ according to number of flows for the proposed algorithm.

네트워크는 총 288개의 양방향 링크로 구성되고 노드 간의 거리가 동일한 그리드 토폴로지를 가정한다. 이때, 각 플로우들이 서로 교차하여 병목 지점이 발생하도록 <그림 4>와 같이 전송 노드와 수신 노드를 설정한다. 우선, 플로우의 수가 2개인 경우($f_1(s_1, d_1)$, $f_2(s_2, d_2)$)부터 플로우 수를 1개씩 늘려가며 15개인 경우까지 시뮬레이션을 수행하였다. <그림 6>은 제안 알고리즘의 반복에 따른 총전송량 $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 수렴 변화를 나타낸다.

<그림 6>을 살펴보면 다중 홉 무선 메쉬 네트워크 기반 NAN에서 플로우의 수가 증가하는 동안에도 전송률이 저하되거나 포화(saturation)되지 않고 향상되는 것을 확인할 수 있다. 이는 플로우 수가 늘어나도 간섭이 적은 경로로 전송패턴이 고르게 분포되고 주파수 공간 재사용 효과로 인하여 성능이 개선되는 것이다. 이로 인하여, 플로우의 수가 증가하여도 플로우들이 특정 링크에 집중되어 발생하는 병목이 완화되어 네트워크 이용률이 개선됨을 알 수 있다.

이 그림에서 플로우의 수에 따라 그래프 길이가 다른 것은 수렴하는데 필요한 반복회수 (iteration) 가 서로 다르기 때문이다. 수렴하는데 필요한 반복회수까지만 그림에 나타내었다. <그림 6>에서 플로우의 갯수가 많아질 때 반복회수가 적게 빨리 수렴하는 이유는, 한 번의 반복 (iteration)마다 여러 개의 링크의 가용대역폭에 대한 계산이 동시에 발생하기 때문이다. 다시 말해 플

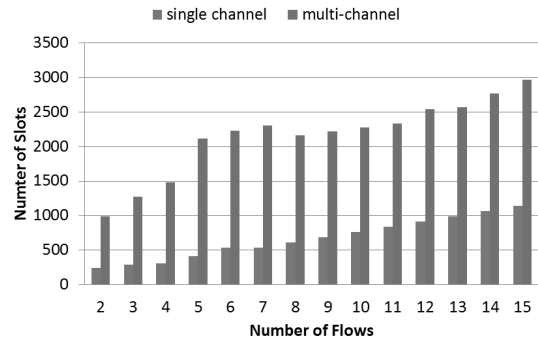


그림 7. 그리드 토폴로지에서의 JRS-SG와 JRS-MS의 플로우 수에 따른 총전송량 $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 비교

Fig. 7. Comparison of total transmission rate $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ according to number of flows for the JRS-SG and JRS-MS in the Grid Topology.

로우 수가 적을 때는 사용하는 경로 수도 작고 관련된 링크 수도 작아서, 사용되지 않는 링크로부터 사용중인 링크로 대역폭 재할당이 한번의 iteration 마다 적은 수로 일어나 더 많은 iteration을 수행해야 망 전체적으로 수렴하게 되지만, 플로우 수가 많을 때는 사용하는 경로 수도 많아지고 관련된 링크 수도 많아져서, 한번의 iteration 마다 가용대역폭을 이동시킬 때 동시에 많은 링크의 잉여대역폭을 동시 다발적으로 이동시키게 되어 계산의 수는 한 iteration 마다 늘어나고, 수렴을 위한 iteration 수 자체는 줄어들게 된다. 또한 플로우 수가 많아지면 망 전체적으로 대역폭 이용률이 늘어나게 되고 잉여대역폭을 이동하는 빈도가 훨씬 줄어들게 되므로 iteration 수가 적어지게 된다.

<그림 7>은 단일 채널 환경의 JRS-SG 알고리즘과 다중 채널 환경의 JRS-MG 알고리즘과의 성능 비교 결과를 나타낸다. <그림 6>과 동일한 환경을 이용하여 플로우의 수가 증가함에 따라 수렴하는 총전송량 $\sum_{f=1}^F \lambda_f$ 의 값을 비교하였다.

<그림 7>을 살펴보면 3개의 독립적인 채널을 사용하는 본 논문의 제안 알고리즘이 단일 채널을 사용하는 기존 제안 알고리즘에 비하여 최대 4배 가까이 성능 향상을 낸다는 것을 보여주고 있다. 이것은 3개의 채널이 사용될 때 통계적 다중화 (statistical multiplexing) 효과에 의해 각 채널에 사용되지 못하고 남는 낭비되던 대역폭까지 활용되기 때문이라고 할 수 있다. 좀 더 자세히 설명하면, 제안한 전송방식에서는 각각의 플로우가 여러 서브플로우로 나뉘어져 전송되는 것이 아니라 하나의 경로만을 선택하여 전송되므로, 다중채널에 의

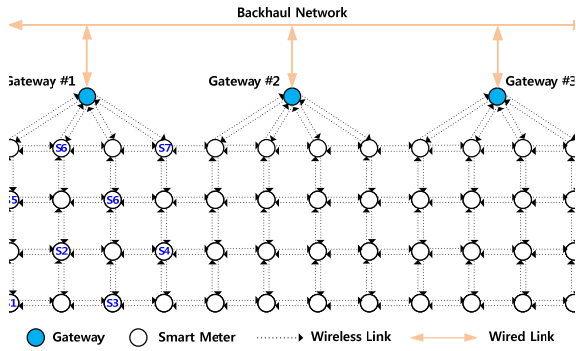


그림 8. 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 토폴로지
Fig. 8. Multi-Gateway SmartGrid NAN Topology.

해 전송경로가 다양해질 경우, 잔여대역폭이 약간 모자라서 경로를 찾을 수 없었던 플로우의 경우도 다양한 경로를 통해 전송할 기회를 얻는 것이 가능하므로 이러한 결과가 나온다고 볼 수 있다. 만일 각 플로우가 수많은 서브플로우로 나뉘어져서 전송 가능한 네트워크라면, $\sum_{j=1}^F \lambda_j$ 을 최대화하려 할 때 매우 작은 잔여대역폭도 모두 채우도록 각 λ_j 를 증가시킬 수 있기 때문에, 독립적인 채널을 3개 사용한다면 단일 채널을 사용한 경우보다 거의 근사적으로 최대 3배의 전송용량이 향상되어야 한다. 하지만 본 논문에서 사용한 네트워크 모델에서는 하나의 플로우는 단일 경로를 통해 전송되므로 서로 독립적인 다중 채널을 사용할 경우, 직전 홉에서 사용한 채널과 상관없이 다음 홉 전송에서는 다른 채널을 사용가능하므로, 단일 채널에서 잔여대역폭 부족으로 전송이 불가능한 플로우도 다중채널에서는 잔여대역폭이 남는 다음 홉을 향한 채널을 발견할 가능성이 높기 때문에, 단순히 채널수에 비례하는 전송량보다 더 큰 전송성능을 보인다고 할 수 있다. 또한 <그림 7>의 결과는 플로우의 개수가 작고 유한한 경우, 즉 하나의 플로우의 전송량이 상대적으로 큰 경우의 결과이므로 이러한 효과를 볼 수 있는 결과이다. 만일 플로우의 수가 매우 많은 경우, 즉 하나의 플로우의 전송량이 매우 작아져서 마치 수 많은 서브플로우를 사용하는 경우와 같을 때 성능분석 결과를 구한다면 대체적으로 독립적인 채널 개수에 거의 비례하는 결과를 얻을 것이다.

<그림 7>에서 전송률이 증가하다가 약간 감소하는 현상도, 본 논문의 네트워크 모델에서 각각의 플로우가 여러 서브플로우로 나뉘어져 전송되는 것이 아니라 단일 플로우로 전송되기 때문이다. 다시말해 마치 고운모래를 채워 넣는다면 비례적인 일정한 패턴의 상승을 보이겠지만 굵은자갈 같은 플로우이므로 granularity 때문에 발생

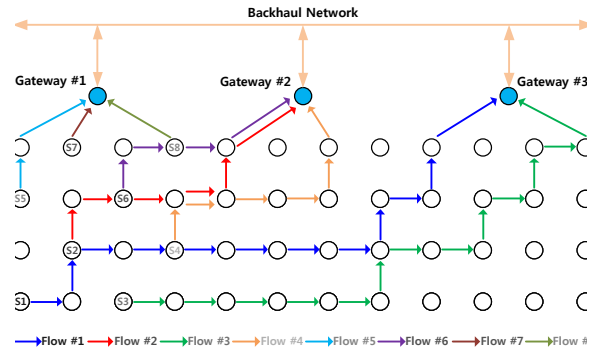


그림 9. 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 토폴로지에서 JRS-SG의 경로 선택 결과
Fig. 9. Routing Results of the JRS-SG in the Multi-Gateway SmartGrid NAN Topology.

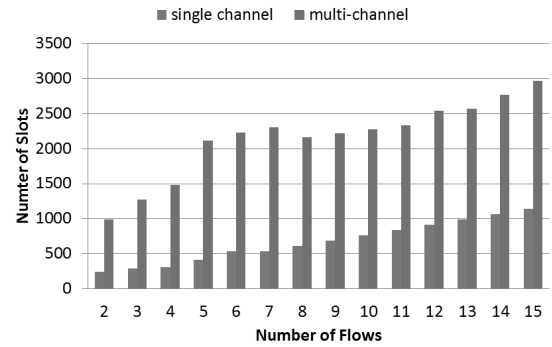


그림 10. 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 토폴로지에서의 JRS-MS와 JRS-SG의 플로우 수에 따른 총전송량 $\sum_{j=1}^F \lambda_j$ 비교
Fig. 10. Comparison of total transmission rate $\sum_{j=1}^F \lambda_j$ according to number of flows for the JRS-MS and JRS-SG in the Multi-Gateway SmartGrid NAN Topology.

Fig. 10. Comparison of total transmission rate $\sum_{j=1}^F \lambda_j$ according to number of flows for the JRS-MS and JRS-SG in the Multi-Gateway SmartGrid NAN Topology.

하는 현상으로 볼 수 있고, 플로우를 순차적으로 추가해서 생긴 현상은 아니다.

2. 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 토폴로지

본 절에서는 본 논문에서 고려하는 <그림 8>과 같은 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 네트워크 환경에서 성능분석을 수행한다. 모든 노드들은 양방향 링크를 가지고 노드들 간의 거리는 동일하다고 가정하고 단일 채널 JRS-SG 알고리즘과 본 논문의 다중채널 JRS-MS 알고리즘의 성능 비교를 수행하였다.

우선, JRS-SG의 경우에는 <그림 9>와 같이 단일 채널 환경에서 네트워크의 자원을 최대한 활용할 수 있도록 전체 네트워크로 부하가 분산되며 트래픽 경로가 탐색된다. 이를 통하여 특정 게이트웨이에서 병목이 발생

하지 않도록 트래픽 부하를 분산시킨다.

본 논문의 제안 알고리즘인 JRS-MS 알고리즘은 JRS-SG 와 같이 네트워크의 자원을 최대한 활용함과 동시에 각 노드에서 동시에 전송할 수 있는 채널을 활용하여 전체 네트워크로 부하가 분산되며 경로가 탐색된다. 동시에, JRS-MS 알고리즘은 JRS-SG 알고리즘에 비하여 다중 채널을 사용함으로써 네트워크의 이용률을 크게 향상시켜 전송률의 향상시킬 수 있다. 또한, 보다 많은 플로우를 수용할 수 있다는 것을 확인 할 수 있으며, 이를 <그림 10>에 나타내었다.

V. 결 론

본 논문에서는 멀티 홉 무선 메쉬 네트워크 기반으로 다중 채널을 이용하는 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 네트워크에서 네트워크의 이용률을 증가시켜 전송률을 향상시키는 것에 목적을 두고, 자원 할당 스케줄링과 트래픽 라우팅을 통합한 최적화 방안을 제안하였다.

제안 알고리즘은 다중 채널 환경의 STDMA 네트워크에서 공간재사용이 가능한 링크셋 사이에서 타임슬롯 스케줄링을 통해 링크의 가용 대역폭을 조절한다. 혼잡하지 않은 링크의 자원을 혼잡한 링크의 자원으로 이동하여 이용하는 동적인 자원 할당의 수행을 다중 채널을 이용한 경로 탐색과 결합하여 네트워크에서 주어진 각 플로우의 전송 성능을 향상시키는 동작을 수행한다. 이는 플로우의 수와 전송량이 많아져 병목 구간이 많이 발생하는 상황에서 적절한 부하분산을 통해 네트워크 전송성능을 향상시킬 수 있다.

본 논문에서 제시하는 알고리즘을 이용하여 중앙집중식 경로 탐색과 동시에 링크의 자원 스케줄링을 통하여, 멀티 홉 무선 메쉬 네트워크 기반에서 다중 채널을 이용하는 다중 게이트웨이 스마트그리드 NAN 네트워크를 효과적으로 설계하여 플로우의 수가 증가하여도 전송 성능을 향상시킬 수 있음을 보였다.

추가적인 새로운 플로우가 발생하거나 기존 플로우가 소멸되는 경우에는 모든 플로우들에 대하여 경로 설정과 자원 할당을 중앙집중식으로 다시 수행하여 재설정하면 된다. 이때, 재설정 과정의 부하는 그다지 크지 않으며, 스마트 그리드의 원격 검침 시스템과 같이 어느 정도 예측 가능한 시스템의 설계에 적합한 방법이다.

향후, JRS-MS 알고리즘을 다른 시스템과의 간섭, 잡음 및 고장 등의 여러 가지 이유로 채널 환경이 변화할

때, 노드들 간 링크의 가용량이 가변되는 상황으로 확장 적용하는 연구를 진행할 것이다.

REFERENCES

- [1] Soonsik Shin, "Smart Grid Annual Report 2013", Ministry of Trade, Industry & Energy, Nov. 2014.
- [2] Sungkuk Youn, "Structure of SmartGrid Communication Networks and Role of Power-line Communication", KICS Journal, Vol. 31, No. 11, pp95-101, Nov. 2014.
- [3] MinSeok Kim, SungRyul Kim, Jeonghyun Kim, and Younghwan Yoo, "Design and Implementation of MAC Protocol for SmartGrid HAN Environment", proceedings of the IEEE CIT 2011, Sep. 2011.
- [4] Youngsun Kim, Hui-Myoung Oh, Sungsoo Choi, "A Method for Simulation of Smart Grid Communication Network Architecture", KICS Journal, Vol.38B, No.2, pp.122-129, Feb. 2013.
- [5] Yunyoung Ahn and Changmin Park, "Technical Trend of AMI Networks in SmartGrid", Weekly Technical Trends, National IT Industry Promotion Agency, Oct. 2012.
- [6] R&D Planning Department, "AMI Technical Trend for SmartGrid Deployment", Broadcast Communication Technology Issue & Prospect, Korea Communications Agency, Vol. 53, Feb. 2014.
- [7] 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.
- [8] 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.
- [9] Jaims P. Ignizio and Tom M. Cavalier, 'Linear Programming', Prentice Hall, 1994.
- [10] Richard L. Burden, J. Douglas Faires, 'Numerical Analysis', 9th Edition, BROOLS/COLE, 2010.
- [11] Seokhong Min, Junguk Kong, Byungchul Kim, Jaeyong Lee, "Design and Performance Evaluation of the Multi-Gateway SmartGrid NAN Networks for Maximizing Network Capacity", International Journal of Applied Engineering Research, Vol. 10, NO. 11, pp. 2666-2681, Jan. 2015.

저 자 소 개



민 석 홍(학생회원)
 2005년 공주대학교 전기전자정보공학과 석사
 2010년~현재 충남대학교 전자전파 정보통신공학과 박사과정
 2004년 한국전자통신연구원 BcN 시험기술팀 위촉연구원
 2005년 디지피아(주) 방송장비팀 연구원
 2006년~2009년 (주)엠티아이 연구2실 전임연구원
 <주관심분야: 무선메쉬 네트워크, 데이터 통신, 미래인터넷>



김 봉 규(정회원)
 1993년 대구대학교 전자공학과 학사
 2010년 충남대학교 정보통신공학과 석사
 2010년~현재 충남대학교 전자전파 정보통신공학과 박사과정
 1993~현재 국방과학연구소 연구원
 <주관심분야: 네트워크 성능분석, 무선메쉬 네트워크, 이동통신>



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
 1995년~현재 충남대학교 전파정보통신공학과 교수
 <주관심분야: 데이터 통신, 인터넷, 네트워크 성능 분석>



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 전파정보통신공학과 교수
 <주관심분야: 이동인터넷, 이동통신 네트워크, 데이터 통신>