

무선 메쉬 네트워크에서 트래픽 프로파일을 고려하는 채널 할당 및 라우팅

(Channel Assignment and Routing using Traffic Profiles in Wireless Mesh Networks)

박 속 영[†] 이 상 규^{**}
(Sookyoung Park) (Sangkyu Lee)

요 약 최근 유선 네트워크의 설치가 어려운 먼 거리의 인터넷 접속을 낮은 비용으로 가능하게 해주는 기술인 무선 메쉬 네트워크에 대한 관심이 증가하고 있다. 무선 메쉬 네트워크의 각 노드는 데이터를 송수신하는 호스트의 역할 뿐만 아니라 데이터를 전달하는 라우터의 역할도 수행한다. 이 때 메쉬 라우터는 기존 유선 망 또는 다른 무선 통신망으로의 연결을 제공하는 게이트웨이의 역할을 함으로써 무선 네트워크에서의 백본으로 동작할 수도 있다.

무선 메쉬 네트워크에서 멀티 채널 멀티 인터페이스를 사용하는 것은, 서로 간섭하지 않는 채널을 사용하여 동시에 통신이 가능함으로써 전체 네트워크의 데이터 처리량을 높게 된다. 이러한 멀티 채널 멀티 인터페이스 무선 메쉬 네트워크에서 각 인터페이스에 채널들을 할당하고 라우팅을 결정하는 것은 중요한 연구 과제이다. 따라서 멀티 채널 멀티 인터페이스를 지원하는 무선 메쉬 네트워크에서의 채널 할당 및 라우팅의 목적은 네트워크의 연결성을 유지하면서 간섭을 최소화하며 네트워크의 데이터 처리량을 향상시키는 것이다.

본 논문에서는 멀티 채널 멀티 인터페이스 무선 메쉬 네트워크에서 네트워크의 전체 데이터 처리량을 높이며, 평균 종단간 지연시간을 줄이는 중앙 집중적이며 휴리스틱한 방법의 채널 할당 및 라우팅 알고리즘들을 제안한다. 이를 위해 링크의 잔여 채널 용량을 고려한 라우팅 방법과 링크의 통신 참여 수를 고려한 채널 할당 및 라우팅 방법, 그리고 우회 경로를 허용하는 라우팅 방법을 제안한다.

마지막으로 본 논문에서 제안한 방법의 성능을 평가하기 위해 NS-2 시뮬레이터를 사용하여 기존 관련 연구와 비교 분석하였다. 제안한 방법은 기존 관련 연구에서의 방법보다 무선 메쉬 네트워크에서의 평균 데이터 처리량을 증가시키며 평균 종단간 지연시간을 감소시키는 결과를 보임으로써 전체 네트워크의 성능이 향상됨을 확인할 수 있었다.

키워드 : 무선 메쉬 네트워크, 채널 간섭, 멀티 채널, 채널 할당, 라우팅

Abstract Wireless mesh networks can be deployed for various networks from home networking to last-mile broadband Internet access. Wireless mesh networks are composed of mesh routers and mesh clients. In these networks, static nodes form a multi-hop backbone of a large wireless access network that provides connectivity to end-users' mobile terminals. The network nodes cooperate with each other to relay data traffic to its destinations.

In order to increase connectivity and better performance, researchers are getting interested in multi-channel and multi-interface wireless mesh networks. In these networks, non-overlapping multiple frequency channels are used simultaneously to increase the aggregate bandwidth available to end-users. Recently, researches have focused on finding suitable channel assignments for wireless network interfaces, equipped in a mesh node, together with efficient routing to improve overall system

· 본 연구는 서울시 R&BD 프로그램(10544)의 지원에 의하여 연구되었음

† 학생회원 : 숙명여자대학교 컴퓨터과학과
blue@sm.ac.kr

** 종신회원 : 숙명여자대학교 컴퓨터과학과 교수
sanglee@sm.ac.kr

논문접수 : 2010년 6월 24일

심사완료 : 2010년 7월 28일

Copyright©2010 한국정보과학회: 개인 목적이나 교육 목적인 경우, 이 저작물의 전체 또는 일부에 대한 복사본 혹은 디지털 사본의 제작을 허가합니다. 이 때, 사본은 상업적 수단으로 사용할 수 없으며 첫 페이지에 본 문구와 출처를 반드시 명시해야 합니다. 이 외의 목적으로 복제, 배포, 출판, 전송 등 모든 유형의 사용행위를 하는 경우에 대하여는 사전에 허가를 얻고 비용을 지불해야 합니다.

정보과학회논문지: 정보통신 제37권 제5호(2010.10)

throughput in wireless mesh networks. This goal can be achieved by minimize channel interference. Less interference among using channels in a network guarantees more aggregated channel capacity and better connectivity of the networks.

In this thesis, we propose interference aware channel assignment and routing algorithms for multi-channel multi-hop wireless mesh networks. We propose Channel Assignment and Routing algorithms using Traffic Profiles(CARTP) and Routing algorithms allowing detour routing(CARTP+2).

Finally, we evaluate the performance of proposed algorithms in comparison to results from previous methods using ns-2 simulations. The simulation results show that our proposed algorithms can enhance the overall network performance in wireless mesh networks.

Key words : Wireless Mesh Networks, Interference, Multi Channel, Channel Assignment, Routing

1. 서론

최근 십여 년 동안 인터넷은 비약적인 발전을 거듭해 왔고, 사회 전반적인 부분을 통해 인터넷은 매우 중요한 역할을 하고 있다. 언제 어디서나 인터넷 접속을 원하는 사용자들로 인해 무선 네트워크 통신 기술이 발달하게 되었으며, 이를 위한 네트워크 구축의 한 구성 형태로 통신 선의 설치 없이 낮은 비용으로 네트워크 인프라를 빠르게 구축할 수 있는 무선 메쉬 네트워크에 대한 관심이 증가하고 있다[1].

무선 메쉬 네트워크(Wireless Mesh Networks, WMN)는 군 작전 중 무선 통신망을 보다 효율적으로 이용하기 위해서 개발된 미국 군사기술을 민간용으로 전환한 것으로, 이 기술은 소규모 애드 혹 망을 무선으로 인터넷과 연결시켜주어 인터넷 서비스가 가능하도록 해준다. 무선 메쉬 네트워크 기능을 탑재한 무선 LAN AP (Access Point)는 전원만 연결이 되면 네트워킹이 가능하므로 설치가 편리하고, 유선망과의 연결 없이 무선 LAN AP들 간의 통신으로 망 확장이 가능하다.

무선 메쉬 네트워크 기술은 IEEE 802.11b/a/g/n 등 다양한 물리 계층을 수용하며, 메쉬 기능을 위한 경로 설정 알고리즘, 보안, 메쉬 네트워크 측정 등의 기능이 MAC 계층 위에서 구현된다. 무선 메쉬 네트워크는 데이터를 송수신하는 호스트의 역할 뿐만 아니라 데이터를 전달하는 라우터의 역할을 수행하는 메쉬 라우터 (Mesh Router)와 애드 혹 네트워크의 모바일 노드와 유사하게 중앙 집중화된 관리 시스템의 개입 없이 자율적으로 네트워크를 형성 및 유지할 수 있는 메쉬 클라이언트(Mesh Client)로 구성된다(그림 1). 이 때 메쉬 라우터는 기존 유선 망 또는 다른 무선 통신망으로의 연결을 제공하는 게이트웨이(Gateway)의 역할을 함으로써 무선 네트워크에서의 백본(backbone)으로 동작할 수도 있다.

무선 메쉬 네트워크는 망 설치의 신속성 및 경제성, 그리고 망의 유연성 및 확장성 등의 특징을 가지고 있다. 유선 인터넷 설치가 어려운 시골 지역이나 사용자가 드문 지역의 경우, 무선 메쉬 라우터에 방향성 안테나를 사용해서 유선 설치 비용을 낮출 수 있다. 그리고 메쉬

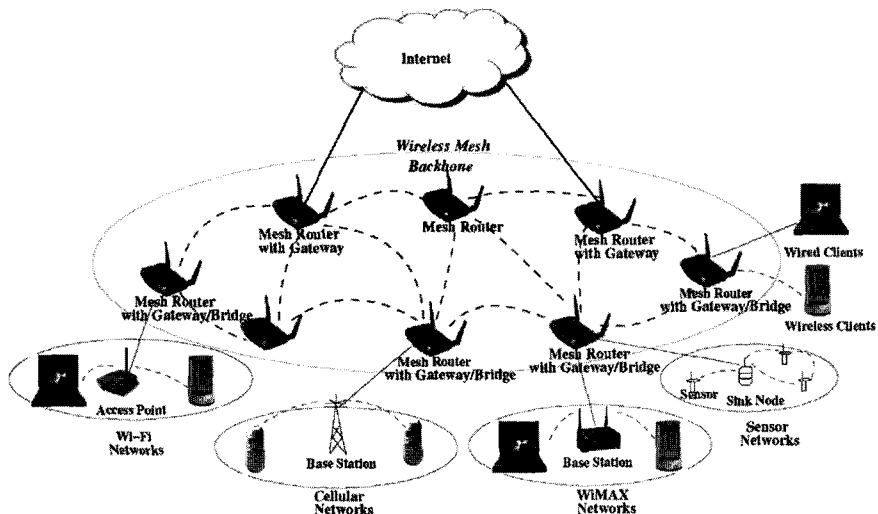


그림 1 무선 메쉬 네트워크

라우터들 간에 선을 설치할 필요가 없으므로 일시적으로 형성되는 네트워크를 효율적으로 구성할 수 있다.

무선 메쉬 네트워크는 정적 무선 네트워크라고도 불리는데, 이동 무선 네트워크와 달리 노드의 움직임을 거의 가정하지 않는 무선 네트워크이다. 따라서 메쉬 네트워크를 구성하는 노드들은 정적이므로 고정된 전력을 공급받을 수 있어서 전력의 제한이 없으며, 메쉬 라우터들은 AP들끼리 무선 통신이 가능한 특징을 가지고 있다. 그러므로 기존에 연구된 유선 네트워크용 프로토콜이나 이동 무선 네트워크용 프로토콜들은 무선 메쉬 네트워크의 특징을 효과적으로 반영하지 못하므로 메쉬 무선 네트워크를 위한 별도의 프로토콜에 대한 연구 및 설계가 필요하다[1].

IEEE 802.11b/g[2]는 서로 간섭이 없는 3개의 채널을 제공하며, IEEE 802.11a[3]는 서로 간섭이 없는 12개의 채널을 제공한다. 멀티채널 멀티 인터페이스를 지원하는 무선 메쉬 네트워크(Multi-channel Multi-interface WMN, M2WMN)에서는 하나의 메쉬 라우터가 여러 개의 네트워크 인터페이스 카드(Network Interface Card, NIC)를 가질 수 있으며 각 NIC에 IEEE 802.11에 정의된 서로 간섭이 없는 채널들을 할당하여 동시 전송이 가능하다. 이 때 인접한 두 메쉬 라우터의 NIC이 같은 채널을 사용할 경우, 두 메쉬 라우터는 통신 가능한 논리적인 링크를 형성하여 데이터 전송이 가능하게 된다. M2WMN에서 간섭이 없는 채널을 이용하여 동시 전송이 가능하게 되면 네트워크 내에 전송 가능한 데이터 처리량이 증가하게 되어 무선 메쉬 네트워크의 성능을 높일 수 있다. 그러나 통신 범위 안에 동일 채널로 할당된 가상 링크가 여러 개 존재하게 되면 간섭이 발생하게 되어 전체적인 데이터 전송률이 감소하게 된다. 그러므로 M2WMN에서의 채널 간섭은 무선 네트워크의 성능을 감소시키는 주요 요소이며 이에 대한 연구가 필요하다.

멀티 채널 할당이 가능한 무선 메쉬 네트워크의 토폴로지는 라우팅을 결정하는 기본 요소이며, 이는 채널 할당 결정에 의해 변화될 수 있다. 동시에 라우팅은 네트워크에서의 트래픽 로드의 분산 정도를 변화시킬 수 있는데, 이러한 라우팅의 결과로 주어진 각 링크에서의 트래픽 로드는 채널 할당 방법에서 간섭을 고려할 때 주요 요소이므로 채널 할당과 라우팅 사이에 밀접한 관계가 있음을 알 수 있다. 이와 같이 채널 할당 전에 예상 라우팅 경로에 따르는 트래픽 부하와 각 플로우들이 경유할 경로를 미리 알아야 하는데, 이를 위해 기존 연구에서는 가상 라우팅을 통해 예상되는 링크의 로드를 추정하고 이를 바탕으로 간섭 모델을 계산해 채널 할당 방법을 적용하였다. 이와 같이 트래픽 로드를 고려하는 멀

티 채널 멀티인터페이스 무선 메쉬 네트워크에서의 채널 할당 방법과 라우팅 방법 사이에는 순환적 상호 종속성이 있으므로, 별개의 문제로 성능 향상 방법을 제안하는 것 보다 동시에 같이 고려하여야 할 연구과제이다.

따라서 본 논문에서는 멀티 채널 멀티인터페이스 무선 메쉬 네트워크에서 링크의 잔여 채널 용량을 고려한 라우팅 방법과 링크의 통신 참여 수를 고려한 채널 할당 및 라우팅 방법, 그리고 우회 경로를 허용하는 라우팅 방법을 제안한다. 제안하는 방법의 성능을 평가하기 위해 NS-2 시뮬레이션에서의 실험을 통해 결과를 비교 분석하였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 무선 메쉬 네트워크에서의 채널 할당 방법과 라우팅 방법에 대한 관련 연구를 소개한다. 3장에서는 본 논문에서 제안하는 순환 조율 방식의 트래픽을 고려한 라우팅 및 채널 할당 방법을 설명한다. 4장에서는 제안하는 라우팅 알고리즘 및 채널 할당 방법에 대해 기존 연구와의 실험을 통해 비교 분석하여 성능을 평가하며, 5장에서는 본 논문의 결론과 향후 연구 과제에 대해 논한다.

2. 관련 연구

멀티 채널 멀티 인터페이스를 지원하는 무선 메쉬 네트워크(Multi-Channel Multi-Interface Wireless Mesh Networks, M2WMN)에서 데이터 처리량을 높이기 위해 채널의 간섭을 최소화하는 라우팅 방법과 채널 할당 방법에 대하여 다양한 연구들이 진행되고 있다.

M2WMN에서 채널을 할당하는 주요 목적은 네트워크의 전체 데이터 처리량(throughput)을 향상시키는 것이다. 네트워크에서의 데이터 처리량은 트래픽 플로우의 패킷과 간섭 패킷의 영향에 따라 결정되어 지는데, 이러한 임의의 메쉬 토폴로지에 최적화된 채널을 할당하는 문제는 그래프 컬러링 문제로 볼 수 있으며, 이는 기존 연구에서 확인하였듯이 NP-hard 문제이다[4]. 따라서 이 문제를 해결하기 위해 휴리스틱 방법을 사용하여 채널 할당 방법에 대한 다양한 연구들이 진행되고 있다 [5-9]. 그리고 무선 메쉬 네트워크에서의 링크 레이어 라우팅 방법을 검증하기 위해 실제 테스트베드를 구축하여 실험하는 연구들도 진행되고 있다[10,11].

분산 방법의 Hyacinth[5]는 트리 형태의 토폴로지를 구성하여 간섭 범위 내의 이웃 노드들의 트래픽 부하 값을 이용하여 채널을 동적으로 할당하는 방법을 제안한다. 그러나 이 방법은 초기 네트워크의 토폴로지를 유지하는 것을 고려하지 않음으로, 네트워크 관리와 라우팅에 비효율적이다.

BFS-CA[6]에서는 기본 네트워크 토폴로지가 통신의 제약 상태를 반영할 수 없으므로 네트워크에서 채널의

간섭에 따른 모델을 보여주기 위해 멀티 라디오 충돌 그래프(Multi-radio Conflict Graph, MCG)를 제시하였다. M2WMN에는 하나의 게이트웨이가 존재하며 대부분의 네트워크 트래픽이 게이트웨이를 중심으로 이루어진다고 가정한다. 게이트웨이에서 실행되는 채널 할당 서버(Channel Assignment Server, CAS)가 채널 할당 결과들을 계산하고 모든 노드들로부터 정보를 수집하는 일을 수행하며, M2WMN과 간섭을 일으키는 외부 무선 네트워크가 존재한다고 가정한다. 이 때 메쉬 라우터들 사이에 간섭 뿐만 아니라 외부 무선 네트워크 사이의 간섭을 최소화 하는 것이 BFS-CA의 연구 목적이다.

MesTiC[7]은 트래픽과 게이트웨이 노드로부터의 홉 수와 노드에서 사용가능한 네트워크 카드의 수를 고려하는 중앙 집중형 채널 할당 방법이다. MesTiC에서는 메쉬 네트워크에서의 트래픽 패턴을 근거로 계산된 통합된 트래픽과, 게이트웨이 노드로부터의 홉 수에 의해 측정된 노드의 거리, 그리고 노드에서 사용가능한 네트워크 카드의 수를 고려한다. 이와 같은 방법으로 MesTiC은 WMN의 네트워크의 연결성을 유지하면서 노드들의 각 인터페이스에 채널들을 할당한다. MesTiC의 방법은 네트워크의 모든 가상 링크에 채널을 할당함으로써 네트워크를 구성하는 각 링크에서의 간섭도(degree of interference)가 높아지는 문제점이 있다.

Hyacinth[8]에서는 멀티 채널 무선 메쉬 네트워크 구조에서 중앙 집중형 채널 할당 알고리즘을 제안하였다. 임의로 생성된 트래픽이 주어졌다고 가정하여 채널을 할당하고, 각 링크의 대역폭의 한계와 네트워크 연결성을 체크하면서 순환 반복하면서 결과를 수렴해 가는 방법을 제안한다. Hyacinth에서의 트래픽 로드를 고려한 채널 할당 방법의 기본적인 흐름은 다음과 같다. 먼저 각 트래픽 플로우에 의해 부과되어진 로드에서 기초하여 각각의 가상 링크에서 전체 예상 로드값을 추정한다. 이 때 채널 할당 알고리즘은 예상 트래픽 로드값의 감소 순서대로 각 가상 링크를 방문하면서 그리디 방법으로 채널을 할당한다. 알고리즘은 기대 트래픽 로드의 초기 추정값을 이용해서 시작하며, 각 가상 링크에 할당된 대역폭이 예상 로드 값과 같아질 때까지 채널 할당과 라우팅을 반복한다. Hyacinth에서는 생성된 트래픽의 플로우 순서대로 라우팅을 적용하며, 라우팅 경로 선택 시 가능한 라우팅 경로들 중 임의의 경로를 선택하고 있으며, 최적의 할당을 위해 결과 값이 수렴될 때까지 채널 할당과 라우팅 방법의 계산이 순환 적용되는 문제점을 가지고 있다.

무선 메쉬 네트워크에서는 다양한 채널 할당 방법에 대한 연구가 진행되고 있다. 동적인 채널 할당 방법은 패킷을 목적으로 전달하는 것에 있어서 가능한 채널들

사이에 실시간으로 스위칭이 가능하도록 하는 것이다. 그러나 동적으로 기존 채널에서 다른 채널로 스위칭 하는 것은 지연시간이 많이 발생하게 될 것이다. 반면 정적인 채널 할당 방법은 영구적으로 네트워크 카드에 채널을 할당하는 것으로 이는 실제 환경에 적용하기는 쉽지만 동적인 네트워크 환경을 반영하지 못하는 단점이 있다. 이를 보완하기 위해 정적 채널 할당 방법을 일정 간격마다 채널 스위칭이 가능한 네트워크 환경에서의 채널 할당 방식으로 확장이 가능하다. 이를 위해 본 논문에서는 일정한 간격을 두고 그 순간의 트래픽 프로파일 정보를 캡처하여 그 정보에 기반하여 채널을 할당하고 라우팅 하는 방법을 적용하고자 한다. 이 때 메쉬 네트워크의 토폴로지는 라우팅을 결정하는 기본 요소이며, 이는 채널 할당 결정에 의해 변화될 수 있다. 동시에 라우팅은 네트워크에서의 트래픽 로드의 분산 정도를 변화시킬 수 있는데, 이러한 라우팅의 결과로 주어진 각 링크에서의 트래픽 로드는 채널 할당 방법에서 간섭을 고려할 때 주요 요소이므로 채널 할당과 라우팅 사이에 밀접한 관계가 있음을 알 수 있다. 따라서 본 논문에서는 트래픽 로드를 고려하는 멀티 채널 멀티인터페이스 무선 메쉬 네트워크에서의 채널 할당 방법과 라우팅 방법 사이의 순환적 상호 종속성을 고려하여 채널 할당 및 라우팅 방법을 제안하고자 한다. 이를 위해 본 논문이 고려하는 문제와 네트워크 환경이 동일한 Hyacinth의 알고리즘을 주로 참고하여 비교 분석하고자 한다.

3. M2WMN에서 트래픽 프로파일을 고려하는 채널 할당 및 라우팅 방법

본 장에서는 멀티 채널 멀티 인터페이스 무선 메쉬 네트워크(Multi-channel Multi-interface Wireless Mesh Networks, M2WMN)에서 고려되어지는 네트워크 모델 및 문제를 정의한다. 본 논문에서는 M2WMN에서 네트워크에서의 데이터 처리량을 향상시킬 수 있도록 간섭을 최소화시키는 것을 목적으로 한다. 이 때 경로 내에 간섭을 줄이기 위해 잔여 채널 용량의 값이 큰 경로를 선택하여 라우팅을 진행하고, 채널 할당에서의 간섭을 줄이기 위해 주어진 트래픽 로드를 고려하여 예상 로드 값과 통신 참여율이 높은 링크에 더 적은 간섭도를 가진 링크를 할당하는 방법 CARTP(Channel Assignment and Routing algorithms using Traffic Profiles)를 제안한다. 그리고 제안한 방법에서 최단거리로 찾을 수 없는 플로우에 대해 우회 경로를 허용함으로써 더 많은 데이터 전송이 가능하도록 하는 라우팅 방법 CARTP+2를 제안한다.

3.1 네트워크 모델 및 문제 정의

본 논문에서 제안하는 라우팅 및 채널 할당 방법은

다음과 같은 네트워크 모델을 가정한다. 본 논문에서 고려하는 무선 메쉬 네트워크 환경에서는 메쉬 라우터와 인터넷 게이트웨이로만 구성되는 메쉬 백본망의 형성 및 관리에 초점을 가지고 있으므로 메쉬 클라이언트는 고려하지 않았다. 메쉬 라우터들이 소스 노드 또는 목적지 노드가 되어서 통신이 가능한 모델은 임의의 소스 노드에서 목적지 노드까지의 임의의 트래픽이 생성되는 모델로, 이 환경에서의 통신 모델은 애드 혹 네트워크의 모델과 유사하다.

본 논문에서는 멀티 채널 멀티 인터페이스 무선 메쉬 네트워크를 방향성이 있는 그래프 $G(V, E)$ 의 형태로 고려하여 문제를 해결하고자 한다. 이 때, V 는 네트워크를 구성하는 메쉬 라우터들을 나타내는 모든 노드들의 집합을 의미하며, E 는 통신범위에 있는 노드들을 연결한 모든 방향성이 있는 링크 $(i, j) (i, j \in V, i \neq j)$ 들의 집합을 의미한다. 그리고 소스 노드 s 와 목적지 노드 d 로의 플로우를 $f(s, d)$ 라고 나타냈을 때, 집합 F 는 트래픽 프로파일에 있는 $f(s, d)$ 들의 집합을 의미한다.

네트워크에서 사용가능한 전체 채널의 집합을 K 라 할 때, 각 노드는 q 개의 네트워크 카드를 가질 수 있으며 각 네트워크 카드별로 다른 채널로 동작할 수 있도록 설정할 수 있다.

멀티 채널을 지원하는 네트워크에서는 서로 간섭이 없는 채널 사용으로 인해 데이터 처리량을 높일 수 있으며, 반면에 통신 범위 내에 동일 채널을 사용하는 노드가 존재하면 간섭이 발생하게 되어 데이터 처리량이 감소하게 된다. 그러므로 간섭을 최소화 하는 채널 할당이 네트워크의 성능을 높이는 중요한 요소이다.

각 링크 l 의 예상 로드 값은 ϕ_l 로 나타내며, 채널 c 를 사용하는 가상 링크 l 의 간섭 범위 안에 들어오는 링크들 중 채널 c 를 사용하는 링크들의 집합을 $I(l, c)$ 로 표시한다. 이 때 가상 링크 l 의 간섭도(degree of interference) $DoI(l)$ 는 다음과 같이 나타낼 수 있다.

$$DoI(l) = \sum_{j \in I(l, c)} \phi_j \quad (1)$$

노드 a 가 가지는 채널들의 집합을 K_a 라고 했을 때, 노드 a 에 장착된 네트워크 카드에 할당된 채널의 개수는 $|K_a|$ 로 나타낼 수 있다.

본 논문에서 제안하는 방법은 Hyacinth에서와 같이 다음과 같은 주요 제약사항을 가진다.

- 1) 무선 메쉬 네트워크 노드에 할당될 수 있는 채널의 수는 노드에 장착된 네트워크 카드의 수 q 에 제한되어 있다.

$$|K_a| \leq q \quad (2)$$

- 2) 같은 채널로 할당되어 있어서 서로 간섭범위에 있는

링크들에서의 예상 로드의 합은 채널의 기본 대역폭을 초과할 수 없다.

$$\sum_{j \in I(l, c)} \phi_j \leq C \quad (3)$$

- 3) 하나의 가상 링크에 연결된 두 개의 노드가 데이터 통신을 하기 위해서는 최소 한 개의 공통의 채널이 설정 되어 있어야 한다.

이러한 네트워크 모델을 기반으로 하여 본 논문에서 기술하는 문제정의는 다음과 같다.

M2WMN에서의 채널 할당 및 라우팅 문제는 주어진 네트워크 토폴로지와 트래픽 프로파일에서 데이터 전송률을 최대화 하도록 채널을 할당하고 라우팅 하는 것이다. 이 때 채널 할당 과 라우팅 방법의 목적은 간섭도를 최소화 하며, 동시에 채널의 용량을 많도록 함으로써 더 많은 데이터 전송이 가능하도록 하는 것이다. 모든 링크에 있어서 동일 채널을 사용하는 주변 링크들의 로드 값의 합에 해당하는 간섭도를 최소화하기 위한 수식은 다음과 같다.

$$\text{minimize } \sum_{l \in E} \left(\sum_{j \in I(l, c)} \phi_j \right) \quad (4)$$

3.2 트래픽 프로파일을 고려하는 채널 할당 및 라우팅 방법(CARTP)

본 논문에서는 순환 조율 방식의 기본적인 흐름을 바탕으로 평균 데이터 처리량과 평균 종단간 지연시간의 성능 향상을 위해 채널의 간섭도를 줄이는 채널 할당 방법과 라우팅 방법을 제안한다. 본 절에서는 순환 조율 방식을 사용하여 링크의 잔여 처리량과 통신 참여 가능성을 고려한 채널 할당 및 라우팅 방법을 소개하고, 이들 모두에 최적 경로를 허용하는 라우팅 방법을 적용하는 방법을 설명한다.

기본 방법은 먼저 주어진 트래픽 모델에서 각 링크의 가상 예상 로드 값을 계산하고, 이를 바탕으로 채널 할당을 적용하며, 채널 할당 결과인 네트워크 토폴로지에서 라우팅을 진행하게 된다. 라우팅 결과로 나온 각 링크에서의 기대 값을 기준으로 다시 채널 할당을 적용하며, 그 토폴로지에서 라우팅을 적용하는 방법으로 트래픽 전송 결과가 수렴할 때까지 이 과정을 반복하게 된다. 즉, 이러한 순환 계산 과정이 통신할 수 있는 전체 트래픽양이 더 이상 증가하지 않을 때까지 반복하게 된다.

링크의 잔여 채널 용량과 통신 참여 가능성을 고려한 라우팅 방법을 적용하기 위한 기본적인 단계는 다음과 같다.

3.2.1 초기 예상 로드 추정

채널이 할당되어 있지 않은 네트워크에서는 라우팅을 적용할 수 없으므로 각 링크에서의 예상 로드 값을 추정할 수 없다. 그래서 처음 알고리즘이 적용될 때에는 모든 링크로 라우팅이 가능한 가상의 라우팅을 통하여

각 링크의 초기 예상 로드 값을 추정하게 된다. 링크 l 에 할당된 예상 로드 값 ϕ_l 은 다음과 같이 정의한다.

$$\phi_l = \sum_{s,d} \frac{P_l(s,d)}{P(s,d)} \times B(s,d) \quad (5)$$

$P(s,d)$ 는 소스 노드 s 와 목적지 노드 d 사이의 모든 가능한 경로의 수를 의미한다. $P_l(s,d)$ 는 $P(s,d)$ 중 링크 l 을 지나는 경로의 수를 나타낸다. $B(s,d)$ 는 트래픽 프로파일에서 소스 노드 s 와 목적지 노드 d 사이에 할당된 트래픽 로드 값을 의미한다.

3.2.2 링크의 통신 참여 가능성을 고려하는 채널 할당 방법

네트워크의 동시 데이터 처리량을 높이기 위해, 각 노드에 할당되는 채널의 개수는 각 노드에 장착된 네트워크 카드의 수 만큼 할당이 가능하다. 이 때 할당된 채널은 간섭 범위 내에 동일 채널의 링크가 존재할 때 간섭을 발생시킬 수 있는데, 이는 네트워크의 성능을 감소시키는 결과를 초래한다.

가상 링크에 지나갈 가능성이 있는 플로우의 수가 많다는 것은 전체 네트워크 연결성을 유지하는 데 있어서 이 링크의 필요성이 크다는 것을 알 수 있다. 즉, 이 링크에 채널이 할당되지 않을 경우, 영향을 받는 플로우의 수가 많으므로 전체 데이터 처리량이 낮아질 것이다. 그러므로 예상 로드 값 ϕ_l 과 가상 링크 l 을 지나가는 플로우의 개수 $|F_l|$ 이 많은 링크에 간섭이 적은 채널을 먼저 할당하기 위해 식 (13)과 같이 각 링크 l 에 대한 $rank(l)$ 을 구한 후 $rank$ 값의 감소 순서로 채널을 할당하고자 한다.

$$rank(l) = \phi_l \times |F_l| \quad (6)$$

각 링크에서 채널을 할당하는 알고리즘에서 사용된 수식의 정의는 표 1과 같다.

네트워크 카드 수와 주변의 간섭도를 고려한 채널 할당 알고리즘은 표 2와 같다.

만약 노드 당 q 개의 네트워크 인터페이스 카드를 가지고 있을 때 3 가지 경우의 채널 할당 방법이 존재한다. 알고리즘의 2번째 줄에서 case1의 의미는 다음과 같다. 노드 a 와 노드 b 가 각 채널 목록에서 q 개 보다 적은 수의 채널이 있는 경우, 간섭이 없는 채널 목록 중 아직 사용되지 않은 채널이 존재한다면 그 채널을 선택한다(line3,4). 만약 모든 채널이 사용이 되었다면, 가상 링크 i 에서 간섭도가 가장 적은 값을 갖는 채널을 선택(line6)하여 그 링크에 할당한다. 즉, 노드 a 와 노드 b 의 채널 목록에 추가한다(line7,8).

10번째 줄에서 case2의 의미는 다음과 같다. 만약 노드들 중의 한 노드 a 가 자신이 가지고 있는 채널 목록에서 q 개의 채널을 가지고 있고, 나머지 노드 b 가 q 개 보다 적은 개수의 채널을 가지고 있는 경우이다. 이 때, 노드 a 의 채널 목록들 중에서 간섭도가 적은 값을 가지는 채널 z 를 선택하여(line11) 노드 b 의 채널 목록에 추가한다(line12). 알고리즘의 14번째 줄에서 case3의 의미는 다음과 같다. 만약 양쪽 노드 a 와 노드 b 모두가 q 개의 채널을 가지고 있는 경우이다.

만약 두 노드들 사이에 공통된 채널이 있다면(line15) 간섭도를 최소화하는 공통 채널을 선택하여 가상 링크에 할당한다(line16). 만약 공통된 채널이 없다면 각 노드로부터 하나의 채널을 선택하여 그들을 하나의 채널로 병합하여서(line18), 그 병합된 채널을 가상 링크에 할당한다. 이 때 각 채널의 간섭도의 합이 최소인 값을 가지는 채널들을 병합하게 된다. 병합이 결정된 채널로 각 노드의 채널 목록에 추가 및 기존 채널을 새 채널로 업데이트 한다.

3.2.3 링크 채널 용량 추정

채널 c 를 사용하는 가상 링크 i 의 간섭도(degree of interference) $\sum_{j \in Intf(i,c)} \phi_j$ 는 가상 링크 i 의 간섭 범위 안에서 채널 c 를 사용하는 링크들에서의 예상 로드 값의 합을 의미한다. 이 때 가상 링크 i 가 가질 수 있는

표 1 채널 할당 알고리즘에 사용된 변수 및 함수

K :	전체 채널들의 집합
UC :	알고리즘에서 사용된 채널들의 집합
NC :	사용되지 않은 채널들의 집합 ($NC = S - UC$)
q :	각 노드에 장착된 네트워크 카드의 개수
K_a :	노드 a 가 가지고 있는 채널들의 집합
$ K_a $:	노드 a 가 가지고 있는 채널 개수
ch_{ab} :	노드 a 와 b 를 연결하는 링크에 할당된 채널
$AddChannel(K_a, ch_{ab})$:	채널 집합 K_a 에 ch_{ab} 추가
$MergeChannel(z1, z2)$:	채널 $z1$ 와 $z2$ 병합($z1$ 값 리턴)
$ChangeChannel(K_a, oldChannel, newChannel)$:	$newChannel$ 로 $oldChannel$ 을 변경. 이로 인한 채널 집합 K_a 도 수정($newChannel$ 은 $MergeChannel$ 의 결과)

표 2 채널 할당 알고리즘

1:	For each unassigned link $l(e(a,b))$ in decreasing order of $rank(l)$
2:	case1: ($ K_a < q$ and $ K_b < q$)
3:	if $ NC > 0$ then
4:	$ch_{ab} = x$ such that $x \in NC$
5:	else
6:	$ch_{ab} = z$ such that $\left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right) = \text{MIN}_{x \in UC} \left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right)$
7:	Add Channel(K_a, ch_{ab})
8:	Add Channel(K_b, ch_{ab})
9:	
10:	case2: ($ K_a = q$ and $ K_b < q$)
11:	$ch_{ab} = z$ such that $\left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right) = \text{MIN}_{x \in K_b} \left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right)$
12:	Add Channel(K_b, ch_{ab})
13:	
14:	case3: ($ K_a = q$ and $ K_b = q$)
15:	if ($K_a \cap K_b \neq \text{null}$) then
16:	$ch_{ab} = z$ such that $\left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right) = \text{MIN}_{x \in K_a \cap K_b} \left(\sum_{j \in hnf(i,z)} \phi_j\right)$
17:	else
18:	$ch_{ab} = \text{Merge Channel}(z1, z2)$ such that $\left(\sum_{j \in hnf(i,z1)} \phi_j + \sum_{j \in hnf(i,z2)} \phi_j\right) = \text{MIN}_{x \in K_a \cup K_b} \left(\sum_{j \in hnf(i,x)} \phi_j + \sum_{j \in hnf(i,y)} \phi_j\right)$
19:	Change Channel($K_a, z1, ch_{ab}$)
20:	Change Channel($K_b, z2, ch_{ab}$)

채널 용량 C_i 는 기본 채널 용량 C 에서 가상 링크 i 의 간섭도에 대한 가상 링크 i 의 예상 로드 값에 대한 비율에 해당하는 용량으로 다음 수식과 같이 정의한다.

$$C_i = \frac{\phi_i}{\sum_{j \in hnf(i,c)} \phi_j} * C \quad (7)$$

이렇게 계산되어진 채널 용량을 바탕으로 다음 절에서 설명하는 라우팅 방법을 적용하게 된다.

3.2.4 트래픽 프로파일을 고려한 라우팅 방법

이 절에서는 3.2.3에서 계산된 각 링크의 채널 용량을 바탕으로 트래픽 로드와 잔여 채널 용량을 고려한 라우팅을 진행하게 된다.

1) 라우팅 순서 결정

이 때 진행되는 라우팅의 결과인 각 링크에서의 예상 로드 값은 이후에 진행되는 채널 할당 방법에 주요 결정 요소가 되는데, 이는 트래픽 프로파일에서 플로우들의 라우팅 적용 순서에 따라서도 각 링크에서의 예상 로드 값이 다르게 나올 수 있다. 이러한 순서를 부여하기 위해 본 논문에서는 두 가지 특성을 고려하고자 한다. 먼저 많은 양의 트래픽을 보내야 하는 플로우에게 우선적으로 라우팅을 적용하게 한 후 상대적으로 적은 양의 트래픽들을 할당하는 방법을 제안하고자 한다. 상대적으로 적은 양의 트래픽을 보내야 하는 플로우들이 많은 양의 트래픽이 지나가야만 하는 링크를 먼저 선점함으로써 많은 양의 데이터 트래픽을 못 보내게 되는

상황을 피하기 위해 우선순위를 부여하는 것이다. 이는 결과적으로 보내야 하는 트래픽의 양이 많을수록 먼저 경로에 대한 링크를 점유함으로써 다른 플로우들과 경쟁하지 않고 데이터를 전송할 수 있게 될 것이다. 그리고 가능한 경로의 수가 적은 플로우들이 가능한 경로의 수가 많은 플로우들에 비해 상대적으로 라우팅 할당 확률이 낮다는 특성을 고려하였을 때, 가능한 경로의 수가 적은 플로우들에 대해서 먼저 라우팅을 적용할 필요가 있다. 그러므로 본 논문에서는 플로우의 트래픽과 소스 노드와 목적지 노드 사이의 통신 가능한 경로의 수를 고려하여 다음에 제안한 메트릭 값의 감소 순서로 플로우들의 라우팅을 적용하도록 하였다.

$$\text{cost}(f) = \frac{T(f)}{P(f)} \quad (8)$$

$T(f)$ 는 플로우 f 의 소스 노드에서 목적지 노드로 보내야 하는 트래픽 양을 나타내며 $P(f)$ 는 플로우 f 의 소스 노드와 목적지 노드 사이의 가능한 경로의 수를 나타낸다. 즉, 플로우 f 에서의 $\text{cost}(f)$ 는 플로우 f 의 트래픽이 많을수록 플로우 f 의 소스 노드와 목적지 노드 사이에 가능한 경로의 수가 적을수록 우선 순위를 높게 설정하여, 각 플로우의 $\text{cost}(f)$ 값의 감소 순서로 라우팅을 적용하게 하였다. 이러한 라우팅 순서에 따라 라우팅을 적용함으로써 각 링크에 할당되는 예상 로드 값이 결정된다. 우선 순위가 높은 플로우에서 먼저 라우팅을

적용하게 되면 이후 라우팅에 있어서는 잔여 채널 용량에 따라서 가능한 경로의 수가 달라질 수 있으며, 이로 인해 이후 진행되는 라우팅에서의 경로 선택이 달라지는 것이다. 이 때 트래픽 플로우를 고려한 $cost(f)$ 값의 감소 순서로 라우팅을 진행하여 예상 로드 값을 결정하는 것은 더 많은 양의 트래픽을 보내야 하는 플로우가 지나갈 확률이 높은 링크에 대해 채널 간섭이 적은 경로로 채널을 할당함으로써 전체 네트워크의 데이터 처리량을 높이기 위함이다.

2) 라우팅 선택

채널 할당이 완료되면 이를 바탕으로 다시 라우팅을 적용하게 되는데 이 때 가능한 경로는 각 경로의 모든 링크에서의 잔여 채널 용량의 양이 보내고자 하는 플로우의 트래픽보다 많은 경로들 중 하나의 경로를 선택해서 라우팅을 하게 된다. 이 때 Hyacinth에서는 가능한 경로들 중 임의의 경로를 선택하므로 각 경로에서의 잔여 채널 용량을 고려하지 않았다.

따라서 본 논문에서 제안하는 CARTP에서는 가능한 경로들 중에서 경로 내에 링크에서의 잔여 채널 용량의 최솟값이 가장 큰 값을 가지는 라우팅 경로를 선택함으로써 전체적으로 더 많은 트래픽을 보낼 수 있는 모델을 제안하였다. 이를 위해 라우팅 경로를 선택하기 위한 수식은 다음과 같다.

$$MAX_{p \in PATHS(f)} (MIN_{e \in E(p)} (rc(e))) \quad (9)$$

$PATHS(f)$ 는 플로우 f 의 소스 노드와 목적지 노드 사이의 최단거리로 가능한 경로들의 집합을 의미하며, $E(p)$ 는 경로 p 를 구성하는 링크들의 집합을 나타낸다. $rc(e)$ 는 링크 e 에서의 잔여 채널 용량을 나타낸다.

경로 내에 할당된 채널의 간섭도를 라우팅 선택 시에 고려하도록 하였다. 라우팅 경로에서 각 링크에 할당된

채널의 간섭 범위에서 동일 채널을 사용하는 링크 수를 더하여서 라우팅 경로를 선택하는 매트릭으로 사용한다. 이 때 플로우의 소스 노드에서 목적지 노드로의 가능한 경로들 수 중 매트릭이 가장 작은 값을 가지는 경로를 선택하는 방법을 제안한다. 기본적인 라우팅 방법은 앞에서 제안한 방법과 같이 경로 내에 잔여 채널 용량의 최솟값이 가장 큰 값을 가지는 경로를 선택하는 방법을 사용한다. 그러나 플로우의 주어진 트래픽에서 통신 가능한 후보 경로가 여러 개가 존재할 때, 이 중 잔여 채널 용량의 최솟값이 동일할 경우 경로 내에 채널의 간섭도가 적고 링크의 통신 참여 가능성이 큰 경로를 선택하는 방법을 제안하였다.

가상 링크 i 의 간섭 범위 내에서 동일한 채널을 사용하는 횟수 nch_i 를 구하는 식은 다음과 같다.

$$nch_i = |I(i, c)| \quad (10)$$

$I(i, c)$ 는 채널 c 를 사용하는 링크 i 의 간섭범위에 속하는 모든 가상 링크들의 집합이다.

잔여 채널 용량과 잠재적으로 할당될 가능성이 있는 플로우의 수를 고려한 라우팅 알고리즘에서 사용한 변수 및 함수는 표 3과 같으며, 이 때 적용된 라우팅 순서 결정 알고리즘을 표 4와 같으며 라우팅 경로 선택 알고리즘은 표 5와 같다.

라우팅 알고리즘은 가능한 경로들 중에 잔여 채널 용량의 양이 보내고자 하는 플로우의 트래픽 보다 많은 경로들 중, 각 경로 내에 존재하는 링크의 잔여 채널 용량들 중 최솟값을 구하여 이 중 최댓값을 가지는 경로를 선택하여 라우팅 하는 방법이다. 만약 이 때 선택되어지는 라우팅 경로가 여러 개 존재할 경우, 잠재적으로 할당될 가능성이 높은 경로를 선택하게 된다.

링크의 통신 참여 가능성을 고려한 라우팅 알고리즘

표 3 라우팅 알고리즘에 사용된 변수 및 함수

DFS :	잔여 채널 용량을 고려한 깊이 우선 탐색 방법의 라우팅 알고리즘
min_rc :	경로 내 잔여 채널 용량의 최소 값
max_rc :	여러 경로의 잔여 채널 용량의 최소 값들 중 최댓값
$minhop$:	플로우 f 의 최단 거리 홉 수
$comm$:	플로우 f 의 트래픽 로드
$e(i, j)$:	노드 i 와 j 사이의 link
$alreadySeen(vertex)$:	이미 방문한 노드인지 확인
$markAsSeen(vertex)$:	방문한 노드 표시
$e(i, j) \rightarrow capacity$:	링크 $e(i, j)$ 가 가지는 채널 용량
$choosePath(f)$:	플로우 f 에 대해 현재 경로를 선택
$nch_{e(i, j)}$:	채널 c 를 사용하는 가상 링크 $e(i, j)$ 의 간섭 범위 내에서 채널 c 를 사용하는 링크들 수
$e(i, j) \rightarrow flowcount$:	링크 $e(i, j)$ 에서 지나갈 가능성이 있는 플로우의 수
nc :	$nch_{e(i, j)} / e(i, j) \rightarrow flowcount$
max_f :	여러 경로의 통신 참여 가능성을 저장한 nc 값들 중 최대 값

표 4 라우팅 순서 결정 방법

```

1: ROUTING( $F$ )
2:   for each flow  $f$  in  $F$ 
3:      $cost(f) = \frac{T(f)}{P(f)}$ 
4:   for each flow  $f$  in decreasing order of  $cost(f)$ 
5:     DFS( $f_{src}, f_{dest}, min\_rc, max\_rc, 0, max\_f, length, minhop, T(f)$ )

```

표 5 트래픽 프로파일을 고려한 라우팅 알고리즘

```

1: DFS( $i, dest, min\_rc, max\_rc, nc, max\_f, length, minhop, comm$ )
2:   if( $i == dest \ \&\& \ length == minhop$ ) then
3:     if ( $max\_rc < min\_rc$ ) then
4:        $max\_rc = min\_rc$ 
5:       choosePath( $f$ )
6:     else if( $max\_rc == min\_rc$ ){
7:       if( $max\_f > nc$ ){
8:          $max\_f = nc$ 
9:         choosePath( $f$ )
10:  if (!alreadySeen( $i$ )) then
11:    markAsSeen( $i$ )
12:    for(each  $j$  adjacent to  $i$ )
13:      if( $e(i,j) \rightarrow capacity < comm$ ) then
14:        if ( $min\_rc > e(i,j) \rightarrow capacity$ ) then
15:           $min\_rc = e(i,j) \rightarrow capacity$ 
16:           $nc += nch_{e(i,j)}/e(i,j) \rightarrow flowcount$ 
17:        DFS( $j, dest, min\_rc, max\_rc, nc, max\_f, length, minhop, comm$ )

```

은 경로 탐색을 하면서 각 링크의 잔여 채널 용량의 최소값과 각 링크에 할당된 채널과 간섭을 일으키는 링크의 수 및 그 링크를 사용할 가능성이 있는 플로우의 수를 저장한다(line14~16). 목적지 노드까지의 탐색이 완료되면 잔여 채널 용량과 통신 참여 가능성 정도를 검사하여 최적의 경로를 선택하게 된다(line3~9).

이 후 3.2.2에서부터 3.2.4에서의 과정을 트래픽 처리량 결과가 수렴될 때까지 순환 반복하면서 채널 할당 및 라우팅 방법을 진행한다.

3.3 우회 경로를 허용하는 라우팅 방법

무선 메시 네트워크 토폴로지에서의 대부분의 라우팅 방법은 최단 거리 중심의 라우팅을 적용하고 있다. 그러나 기존 연구 및 앞서 제안한 방법에서의 라우팅 방법처럼 최단 거리의 경로로 라우팅을 하게 되면 우선 순위가 높아서 먼저 라우팅이 결정된 플로우들로 인해 채널 용량의 여유가 없어서 더 이상 라우팅을 할 수 없는 경우가 발생하게 된다. 이 때 최단 거리의 경로보다 돌아가더라도 잔여 채널 용량이 존재하는 경로가 존재한

다면, 그 경로를 통해서 데이터를 보낼 수 있으며 전체적으로 더 많은 데이터를 처리할 수 있게 될 것이다. 이를 위해 본 논문에서의 우회 경로를 허용하는 라우팅의 기본 방법은 잔여 채널 용량을 고려하면서 최단 거리의 경로로 보낼 수 있는 라우팅 경로가 존재하지 않을 때, 추가 d 홉의 우회 경로를 허용하여 경로를 선택하는 방법을 제안하였다[표 6]. 그리드 네트워크에서는 최소 2 홉의 우회 경로를 허용하여 경로를 선택하도록 하였다.

이와 같은 라우팅 방법은 목적지 노드까지의 거리가 멀어짐으로 인해 지연 시간은 더 증가하겠지만 잔여 채널 용량에 여유가 있는 주변의 가상 링크들을 활용하여, 보내고자 하는 트래픽을 더 많이 전송할 수 있음으로 인해 전체 네트워크의 데이터 처리량은 더 증가하게 될 것이다.

4. 성능 평가

이 장에서는 본 논문에서 제안한 M2WMN(Multi-channel Multi-interface Wireless Mesh Networks)에

표 6 우회 경로를 허용하는 라우팅 방법(CARTP+2)

```

1: for each flow  $f$  in the  $cost(f)$  decreasing order
2:    $cp = DFS(f_{src}, f_{dest}, min\_rc, max\_rc, 0, max\_f, length, minhop, f_{comm})$ 
3:   if( $cp == null$ )
4:      $cp = DFS(f_{src}, f_{dest}, min\_rc, max\_rc, 0, max\_f, length, minhop+d, f_{comm})$ 

```

서의 데이터 처리량을 높이기 위한 라우팅 방법과 채널 할당 방법을 평가하기 위해 NS-2 시뮬레이터[12]에서의 실험을 통해 기존의 연구와 비교 분석한다.

4.1 실험 모델

토폴로지 구성에 사용된 네트워크 모델은 110m × 110m의 좌표평면의 5 × 5의 그리드 네트워크에서 25 개의 노드로 구성되어 있다. 각각의 메쉬 라우터들은 두 개의 메쉬 네트워크를 가지고 있다. 트래픽 모델은 5 flows ~ 20 flows로 다양하게 구성하였다. 각 플로우에 대하여 임의의 소스와 목적지 노드를 선택하여 1024 byte CBR 트래픽을 사용하였으며, 다양한 범위의 트래픽 전송률(rate)에서 임의의 값으로 할당하였다. 실험에 사용된 파라미터는 표 7과 같다.

표 7 실험 설정 값

Parameters	Values
Simulation time	10 seconds
Simulation area	110 × 110 m ²
Number of Nodes	25
Transmission range	11m
Interference range	22m
Number of flows	5, 10, 15, 20
Traffic type	CBR(UDP)
Packet size	1024 bytes
Traffic Rate	50~950
Channel	802.11a
Antenna Model	Omni Antenna

성능 평가를 위해 시뮬레이션 후 목적지 노드에서의 데이터 처리량(throughput)과 평균 종단간 지연시간(end-to-end delay)을 비교 분석한다. 이 때 데이터 처리량은 성공적인 수신 패킷 수를 실행시간으로 나눈 값을 의미하며, 종단간 지연시간은 소스 노드가 패킷을 보낸 시점부터 목적지 노드가 패킷을 받을 때까지 걸린 시간을 의미한다.

본 논문에서 제안한 방법들의 성능을 평가하기 위해 네트워크 시뮬레이터 ns-2.33을 사용하여 관련 연구인 Hyacinth에서 제안한 방법의 실험 결과와 비교 분석하였다. 실험 결과의 일반화된 비교를 위해 50개의 임의의 토폴로지와 트래픽 모델에 대해 각 알고리즘을 적용한 데이터 처리량 결과와 평균 종단간 지연시간 결과를 정규화하여 비교하였다.

4.2 실험 결과 및 분석

본 절에서는 무선 메쉬 네트워크에서의 트래픽 모델 밀집도에 따라 적용되는 알고리즘의 결과 값을 비교하기 위해 플로우의 변화에 따른 실험결과를 살펴보았다.

이 논문에서 제안하는 채널 할당 및 라우팅 방법에서

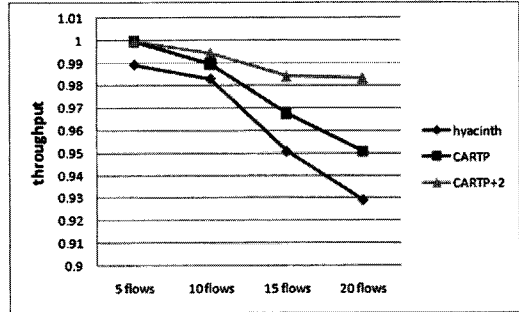


그림 2 플로우 수에 따른 데이터 처리량 결과 비교

데이터 처리량에 대한 정규화 결과는 다음 그림 2와 같다.

위 실험 결과에서 알 수 있듯이 트래픽 로드를 미리 알고 있는 경우, 잔여 채널 용량과 각 링크에 지나가는 플로우의 수를 고려한 CARTP 방법에서 네트워크의 데이터 처리량이 적게는 평균 1%에서 많게는 3% 정도 증가하는 성능 향상을 확인할 수 있다. 그리고 추가적으로 우회 경로를 허용하는 라우팅 방법을 적용하였을 때 데이터 처리량에 있어서 최대 5% ~ 6% 정도의 성능 향상을 보이는 것을 확인할 수 있다.

본 논문에서 제안한 순환 조율 방식에서의 방법들이 평균 종단간 지연시간의 결과에서 어떤 결과를 보이는지를 확인하기 위해서 다음과 같은 실험을 통해 비교 분석하였다. 동일한 환경에서의 비교를 위해 네트워크에서 보내야 할 트래픽의 양이 동일하게 나오는 플로우 수가 5개인 네트워크 모델의 실험 결과에서 평균 종단간 지연시간을 비교하였다. 이 때 각 50번의 토폴로지에서 나온 평균 종단간 지연시간을 정규화하여 평균을 구한 정규화 결과는 다음 그림 3과 같다.

소스 노드로부터 목적지 노드까지 트래픽이 전달되는 시간인 평균 종단간 지연시간에 있어서 제안한 순환 조율 방식의 채널 할당 및 라우팅 방법들에서 Hyacinth보다 3% ~ 5% 정도 더 낮은 지연시간을 가지는 것을 볼 수 있다.

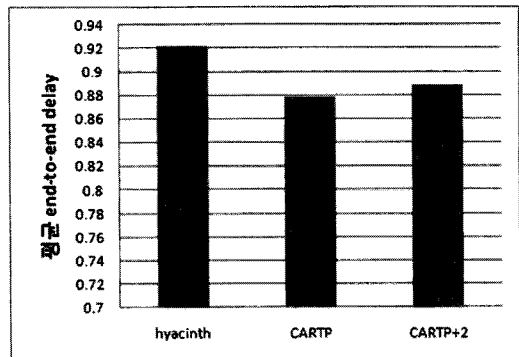


그림 3 종단간 지연시간 비교

이러한 결과들로 미루어 볼 때 네트워크 환경과 모델에 따라서 각기 다른 방법의 프로토콜을 선택할 수 있을 것이다. 채널 할당과 라우팅 방법을 선택함에 있어서 시간 복잡도가 낮고 빠른 계산을 요하는 방법이 필요하다면 CARTP를 선택하게 될 것이다. 그리고 밀집도가 높은 네트워크 환경에서 데이터 트래픽이 한곳으로 집중됨으로 인해 최단 거리로 경로가 찾아지지 않을 경우, 우회 경로를 허용하는 CARTP+2의 방법이 훨씬 더 효율적인 것이다. 결과적으로 네트워크 환경 또는 사용 목적에 따라서 필요한 방법을 선택하게 되면 전체 네트워크의 성능이 보다 향상될 수 있을 것이다.

5. 결론 및 향후 연구

본 논문에서는 트래픽 프로파일과 고려하는 채널 할당 및 라우팅 방법을 제안하였다. 주어진 트래픽 프로파일에서 플로우의 트래픽 양을 고려하여 전송해야 할 트래픽 양이 많은 플로우에 대해 먼저 라우팅을 설정하도록 라우팅 순서를 결정하였으며, 링크의 잔여 채널 용량을 고려하여 경로 내에 링크의 잔여 채널 용량의 최솟값이 최댓값을 가지는 경로를 선택하는 라우팅 방법을 제안하였다. 그리고 링크의 잔여 채널 용량의 최솟값의 최대값을 가지는 경로가 여러개 존재할 경우 각 링크에 누적된 트래픽 로드와 양 뿐만 아니라 각 링크에 지나갈 확률이 있는 플로우의 수를 고려하는 채널 할당 방법을 제안하였다. 그리고 최단거리로 찾을 수 없는 플로우에 대해 추가 2 홉의 우회 경로를 허용함으로써 더 많은 데이터 전송이 가능하도록 하는 라우팅 방법을 제안하였다.

본 논문에서 제안한 방법의 성능을 평가하기 위해 NS-2 시뮬레이터를 사용하여 기존 연구인 Hyacinth와 비교 분석하였다. Hyacinth에서의 실험과 비교하였을 때 본 논문에서 제안한 방법이 무선 메쉬 네트워크에서의 평균 데이터 처리량을 약 3~5% 증가시키며, 평균 종단간 지연시간을 3~5% 감소시키는 결과를 보였으며, 이러한 결과는 전체 네트워크의 성능 향상에 기여하게 된다.

본 논문의 향후 연구 과제로는 무선 메쉬 네트워크의 일반화된 형태인 트래픽이 게이트웨이 노드로 집중되는 모델을 고려하여, 게이트웨이 노드의 분포에 따라 트래픽 플로우의 특성을 고려하는 채널 할당 및 라우팅 방법에 대한 연구가 필요하다. 그리고 본 연구는 추후 진행될 분산 및 동적 채널 할당 방법을 위한 사전 연구 단계로 트래픽 및 라우팅에서의 특성을 파악하고자 진행된 연구에 대한 논문이다. 이를 실제적인 환경에 적용하기 위해서 동적 네트워크 토폴로지의 변화를 지원하기 위한 분산 채널 할당 및 라우팅 프로토콜에

대한 연구가 필요하다. 그리고 추가로 실험의 검증을 위하여 테스트베드를 간단하게 구축하여 실험을 진행할 예정이다.

참고 문헌

- [1] I. Akyildiz, X. Wang, W. Wang, "Wireless mesh networks: a survey," *Computer Networks*, vol.47, no.47, pp.445-487, 2005.
- [2] "IEEE 802.11b Standard," standards.ieee.org/getieee802/download/802.11b-1999.pdf
- [3] "IEEE 802.11a Standard," standards.ieee.org/getieee802/download/802.11a-1999.pdf
- [4] M.K.Marina and S.Das. "A Topology Control Approach to Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks," In *proceedings of Broad-nets*, 2005.
- [5] A. Raniwala, K. Gopalan and T. Chiuah, "Architecture and Algorithms for an IEEE 802.11-Based Multi-Channel Wireless Mesh Network," In *proceedings of IEEE Infocom*, pp.2223-2234, Mar. 2005.
- [6] K. Ramachandran, K. Almeroth, E.Belding-Royer, and M.Buddhikot, "Interference Aware Channel Assignment in Multi-Radio Wireless Mesh Networks," In *proceedings of IEEE Infocom*, Apr 2006.
- [7] H. Skalli, S. Ghosh, S. Das, L. Lenzini, M. Conti, "Channel Assignment Strategies for Multiradio Wireless Mesh Networks: Issues and Solutions," *IEEE Communications Magazine*, November 2007.
- [8] A. Raniwala, K. Gopalan and T. Chiuah, "Centralized Channel Assignment and Routing Algorithms for Multi-channel Wireless Mesh Networks," *ACM Mobile Computing and Communications Review(MCZR)*, pp.50-65, Apr. 2004.
- [9] K. Ramachandran, K. Almeroth, E.Belding-Royer, "A Multi-Radio 802.11 Mesh Network Architecture," In *proceedings of MONET*, 2008.
- [10] Cheolgi Kim, Youngbae Ko, Nitin H. Vaidya, "Link-state routing without broadcast storming for multichannel mesh networks," In *the Elsevier Computer Networks*, Feb. 2010.
- [11] Seunchur Yang, Mikyoung Yoon, Donghyung Kim, Jongdeok Kim, "Implementation of a Multi-Radio, Multi-Hop Wireless Mesh Network using Dynamic WDS based Link Layer Routing," In *proceedings of ITNG 7th International Conference*, 2010.
- [12] NS-2, www.isi.edu/nsnam/ns/



박 숙 영

2000년 숙명여자대학교 컴퓨터과학과 졸업(학사). 2003년 숙명여자대학교 대학원 컴퓨터과학과 졸업(석사). 2010년 숙명여자대학교 대학원 컴퓨터과학과 졸업(박사)
관심분야는 Wireless Network, Mobile Computing



이 상 규

1989년 University of Southern California 컴퓨터과학과 졸업(학사). 1991년 George Washington University 컴퓨터과학과 졸업(석사). 1995년 George Washington University 컴퓨터과학과 졸업(박사). 1995년~1996년 AC Technologies Inc. Virginia U.S.A. Software Engineer. George Washington University 컴퓨터과학과 박사후 과정. 1997년~현재 숙명여자대학교 컴퓨터과학과 교수. 관심분야는 Wireless Network, Mobile Computing, Internet Technologies