

# Wireless Mesh Network를 위한 MA (Mesh Adaptive)-CBRP 알고리즘의 제안

준회원 김성준\*, 종신회원 조규섭\*

## MA(Mesh Adaptive)-CBRP Algorithm for Wireless Mesh Network

Sung-joon Kim\* Associate Member, Gyu-seob Cho\* Lifelong Member

### 요 약

본 논문에서는 무선 메쉬 네트워크의 특성에 맞게 수정한 라우팅 프로토콜인 MA-CBRP를 제안한다. MA-CBRP는 애드 혹 네트워크의 여러 계층적 라우팅 프로토콜 중에서도 CBRP 프로토콜 구조를 기반으로 하는 프로토콜이다. MA-CBRP에서, 메쉬 라우터는 CBRP의 Hello 메시지와 유사한 ANN 메시지를 주기적으로 전송한다. ANN 메시지는 메쉬 네트워크 내의 모든 클라이언트가 자신의 캐시에 메쉬 라우터로의 경로를 저장하고 주기적으로 갱신하도록 하며, 오버헤드를 줄이기 위해 CBRP의 Hello 메시지와는 다르게 응답을 요구하지 않는다.

메쉬 클라이언트는 ANN 메시지를 수신한 후에 메쉬 라우터에서 자신까지의 경로가 바뀐 경우에만 메쉬 라우터에게 ANN으로 얻은 경로의 역순으로 JOIN 메시지를 보내어 경로정보를 메쉬 라우터에게 등록하여 경로 관리에 따른 부하를 줄이고 경로를 더 빠르게 찾을 수 있다. 결과적으로, 네트워크에 이동하는 클라이언트의 수에 상관없이 CBRP보다 평균적으로 7%정도 낮은 오버헤드를 보여주며, 경로를 찾는 데 걸리는 시간은 거의 동일한 수준을 보여주었다.

**Key Words** : Wireless Mesh Network, DSR, MA-CBRP, CBRP, ANNouncement

### ABSTRACT

In this paper we propose MA-CBRP, mesh adaptive algorithm for wireless mesh networks. MA-CBRP is a hybrid algorithm based on ad-hoc CBRP protocol. In MA-CBRP, the mesh router periodically sends the ANN message as like Hello-message in CBRP. ANN message allows to all clients periodically store a route towards the mesh-router and renewal information in their routing cache. While CBRP periodically reply Hello-message, MA-CBRP does not reply to achieve less overhead.

After receiving ANN message, mesh client send JOIN message to mesh router when the route towards mesh router changed. at the same time Register the entry to mesh router, it can achieve to reduce overhead of control the route and shorten the time to find route. consequently, MA-CBRP shows 7% reduced overhead and shortened time to find route than CBRP with regardless of clients number.

### I. 서 론

기존의 애드 혹 네트워크는 이동하는 노드들이

기간망이 없는 환경에서 멀티 홉으로 통신할 수 있도록 설계된 네트워크이다. 각 노드들이 라우터와 호스트의 기능 모두를 실행하여, 기간망이 없더라도

※ 본 연구는 한국전자통신연구원의 지원으로 진행되었습니다(단일 3010-2010-0077).

\* 성균관대학교 정보통신공학부 차세대네트워크 연구실(cuepit@naver.com, kscho103@skku.edu)

논문번호 : KICS2010-08-393, 접수일자 : 2010년 8월 11일, 최종논문접수일자 : 2010년 11월 10일

패킷을 생성하고 전달할 수 있어 적은 비용으로 전쟁 상황이나 재난상황에서 네트워크 서비스를 가능하게 한다.

그러나 다른 네트워크들과의 연결성이 부족하고 적용할 수 있는 상황이 희박하여 많은 연구가 진행되었지만, 널리 사용되지 않기에 일반적인 상황에서도 네트워크를 사용하는 필요성이 증대되었고 그에 따라 무선 메쉬 네트워크가 관심을 받게 되었다.<sup>[1]</sup>

무선 메쉬 네트워크는 두 가지 구성요소로 이루어진다.<sup>[2]</sup> 첫 번째 요소는 메쉬 라우터로서 메쉬 네트워크는 메쉬 라우터들 간의 연결만으로도 메쉬 백본을 구성할 수 있고, 외부의 인터넷과 연결을 도와주는 게이트웨이기능을 사용하여 외부와의 연결을 보장해 줄 수 있다. 또한, 메쉬 라우터는 최소한의 이동성만 가지거나 혹은 일정한 위치에 고정되어 사용된다. 클라이언트뿐만 아니라 메쉬 라우터간의 연결을 위해 일반적으로 단일 인터페이스가 아닌 다중 인터페이스를 사용한다.

두 번째 구성요소인 메쉬 클라이언트는 보통 한 가지의 인터페이스만 지원함으로 하드웨어와 소프트웨어 모두가 메쉬 라우터보다 더 간단하게 구성될 수 있다.

그림 1은 메쉬 라우터가 게이트웨이 기능을 가지고 메쉬 백본을 구성하고, 기존 네트워크 요소들을 수용하면서, 외부 인터넷과의 연결성을 보장하는 구성을 나타내고 있다.

기존의 네트워크에서 사용되는 호스트들은 메쉬 클라이언트 기능만 추가하게 되면 메쉬 네트워크에서 동작할 수 있다. 메쉬 클라이언트는 메쉬 라우터

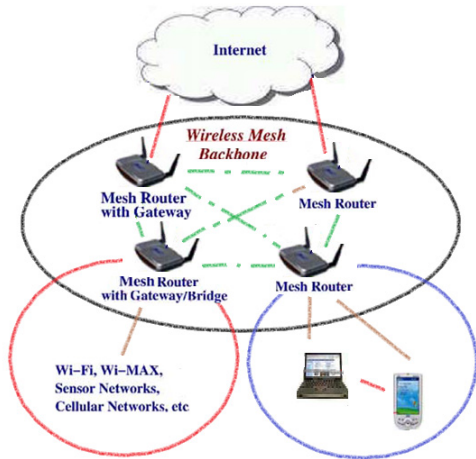


그림 1. 메쉬 네트워크의 구조도

와는 다르게 배터리를 사용하는 기기들이 주를 이룬다. 전력소비에 여유가 있는 메쉬 라우터와 달리 클라이언트는 잔여 전력에 민감하기에, 전력소비 측면을 고려한 프로토콜의 설계가 중요하며 불필요한 과정을 줄여 오버헤드와 전력소비를 낮출 수 있다.<sup>[3]</sup>

현재까지 제안된 프로토콜의 경우 메쉬 클라이언트와 메쉬 라우터의 특성을 제대로 고려하지 않고 애드혹 네트워크와 동일하게 같은 종류의 기기로 분류하여 구성을 하고 있다. 하지만 무선 메쉬 네트워크는 메쉬 라우터들로 이루어진 고정된 백본망이 존재하고, 외부 망과 연결하는 게이트웨이 메쉬 라우터와 메쉬 클라이언트의 세 계층으로 이루어져 있기에 애드혹 네트워크와는 구성이 다르다.

그러나, 클라이언트들로부터 이루어진 무선 메쉬 클라이언트망은 애드혹 네트워크와 동일하게 멀티홉을 지원을 지원해야한 하기에 애드혹 네트워크의 특징도 가지고 있어야 한다.

본 논문에서는 멀티 홉을 지원하는 애드혹 라우팅 프로토콜을 기반으로 하되 무선 메쉬 네트워크 구성 요소인 메쉬 라우터와 클라이언트의 특성을 고려하여 수정한 라우팅 프로토콜을 제안한다. 제안하는 방식은 메쉬 클라이언트들의 오버헤드를 최소화하고, 목적지까지의 경로를 설정하는 데 소요되는 시간을 줄이는 것을 목표로 한다.

## II. 본 론

### 2.1 기존 라우팅 프로토콜

무선 메쉬 네트워크의 구조에 적합한 애드혹 라우팅 프로토콜은 경로유지 방법에 따라 크게 reactive한 방식과 proactive한 방식으로 분류된다.

첫 번째로 DSR<sup>[4]</sup>은 대표적인 reactive routing 방식에 속한다. 이러한 방식은 출발지 노드에서 목적지 노드로 데이터를 전송할 필요가 있을 경우에만 활성화되는 특징을 가지고 있다. 따라서 주기적인 경로 탐색 메시지가 필요한 proactive 방식과는 달리, Reactive 방식을 사용할 경우에 네트워크 전체에 라우팅에 따른 오버헤드를 줄일 수 있으나 경로 후탐색에 따른 초기 전송지연이 증가할 수 있다.

DSR은 두 가지 메시지를 사용하여 경로를 설정하게 되는데, 우선 경로 요청 메시지는 출발지 노드가 목적지 노드의 경로를 가지고 있지 않은 경우, 네트워크 전체로 경로를 요청하는 메시지이다. 다음으로 목적지 노드에 경로 요청 메시지가 전달되면

목적지 노드는 출발지 노드로 경로 응답 메시지를 송출한다. 경로응답 메시지는 목적지 노드가 경로요청 메시지에 포함된 중간경로를 확인하고 출발지 노드에게 경로정보를 알려주는 메시지이다.

위 두 종류의 메시지를 보내는 절차를 거치면, 출발지에서 목적지까지의 거쳐 오는 모든 경로를 포함한 완전한 경로가 확립되며 이를 도식화하면 그림 2와 같다. 추가적인 메커니즘이 존재하지만, 앞서 설명한 두 가지의 절차가 중요하므로 설명하지 않도록 하겠다.

DSR은 네트워크에 존재하는 모든 노드가 원하지 않아도 요청 메시지를 받아야 한다는 단점이 존재하게 된다. 반면에, 출발지 노드가 목적지 노드를 찾을 경우에만 메커니즘이 활성화되기에 결과적으로 네트워크 전체에 오버헤드를 적게 준다.

Reactive 방식과는 달리 proactive 방식은 경로의 선탐색 즉, 애드 혹 네트워크에서 각 노드들이 주기적으로 경로를 확인하는 메시지를 교환하여 전체 네트워크에 대한 경로를 미리 파악하고 저장함으로써 데이터 전송 요구에 즉각 대처할 수 있다. 하지만 이러한 라우팅 방식은 네트워크 오버헤드가 매우 크고, 모든 노드들이 라우팅 경로설정 과정 전체에 참여해야 한다는 부담이 있다. 게다가 별도의 라우팅 테이블을 유지해야 하기에 소비전력에 민감한 노드들에게 적용하기에는 어려움이 많다.

이러한 단점을 보완하기 위해 reactive한 DSR을 바탕으로 하여 proactive한 요소를 첨가한 방식이 CBRP<sup>[5]</sup>이다. 명칭에서부터 알 수 있듯이 CBRP는 그림 3과 같은 노드들의 작은 집단인 클러스터 개념을 기초로 한다. 클러스터를 구성하는 이유는 오버헤드를 분산시킬 수 있다는 장점이 있기 때문이다.

클러스터 헤드는 해당 클러스터에서 중심점 역할

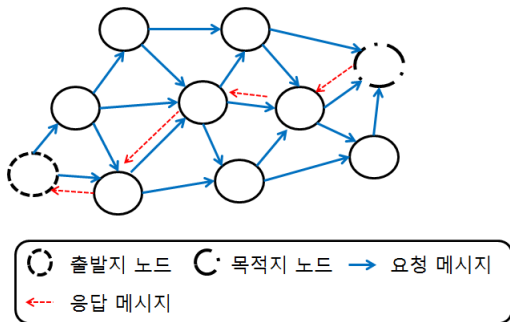


그림 2. DSR 경로 확인과정

을 하는 노드를 의미하며, 자신에게 속한 노드들을 관리하는 역할을 수행한다. 클러스터 헤드는 클러스터 멤버 내에서 선출되며, 라우팅 프로토콜이 활성화되면 각 노드들은 자신의 파라미터와 수신한 주변 멤버들의 파라미터를 비교하여 클러스터 헤드를 선출한다.

클러스터 헤드는 자신을 중심으로 두 홉 내의 멤버들을 주기적인 Hello 메시지를 이용하여 확인하고 경로정보를 저장한다. 이때 사용되는 Hello 메시지는 이웃노드의 존재여부를 확인하는데 사용되는 메시지이며, 전파되는 방식과 구성은 그림 4와 같으며, Hello 메시지는 인접한 두 홉 내의 테이블과 인접 클러스터의 테이블이 포함되어 있다.

CBRP에서 클러스터는 두 홉 이상 멀어지면 다른 클러스터 헤드를 선출하는데, 2홉 이상 클러스터의 크기가 커질 경우 관리 메시지와 필요한 정보의 크기가 커져서 헤드에 부담이 되기 때문이다. 그리고 reactive한 DSR을 기반으로 하였기에, 자신이 유지하는 클러스터 내에 목적지가 있지 않으면 클러스터 외부에 있다고 판단하고 DSR과 동일하게 경로요청 메시지를 네트워크 전체에 송출한다.

그에 따른 경로응답 과정이 DSR과 조금 다른데,

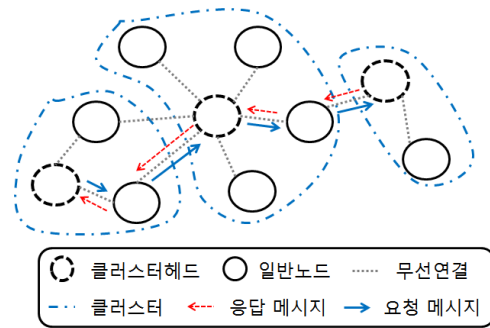


그림 3. 클러스터 구성도

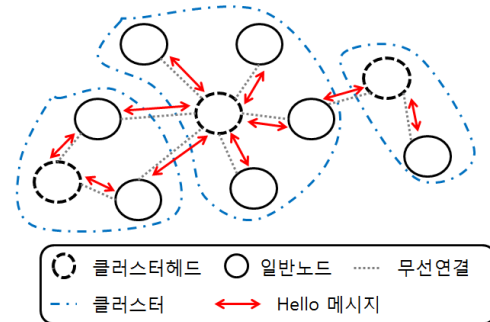


그림 4. 클러스터 구성과 Hello메시지의 전파

클러스터 헤드뿐만이 아니라 목적지 주변에 위치한 클러스터 멤버들도 주기적으로 이웃노드들의 경로를 유지하여 자신이 목적지의 경로를 알고 있다면 대신 응답해 주어 경로를 확립하는데 소요되는 시간을 줄일 수 있다. 또한 클러스터 내의 멤버들 사이의 경로 요청에 빠르게 대처 할 수 있는 장점을 가진다.

계층적 구조를 가진 무선 메쉬 네트워크에서는 집중적으로 하위 계층을 관리할 중심노드가 필요하다. 이러한 관점에서 TBRPF(Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding)<sup>[6]</sup>이나 OLSR(Optimized Link State Routing Protocol)<sup>[7]</sup>등의 계층적 라우팅 프로토콜을 고려해 보았으나, Source routing의 장점인 낮은 오버헤드와 경로의 검색이 용이한 계층적 구조에 가장 적합하다고 고려한 것이 cluster 구조이다.

따라서 CBRP를 메쉬 네트워크에 적용하되 클러스터 헤드의 재선출로 인한 불안정화는 없애고, 주기적인 메시지의 수를 줄여 노드들의 오버헤드를 낮추도록 CBRP를 기반으로 수정한 MA(Mesh Adaptive)-CBRP 라우팅 프로토콜을 제안한다.

### 2.2 MA-CBRP(Mesh Adaptive-CBRP)

앞서 설명한 두 가지 라우팅 프로토콜은 경로 유지과정에 있어 반대되는 특징을 가지고 있다. DSR의 경우, 경로를 찾을 경우에 네트워크 전체에 일차적으로 큰 오버헤드를 부가하지만, 그 외의 상황에 대해서는 오버헤드를 주지 않는다. 반대로 CBRP는 주기적으로 클러스터 헤드가 멤버들을 확인하기 때문에 네트워크 전체적으로 오버헤드가 증가하지만, 목적지를 찾는데 소요되는 시간이 상대적으로 짧아진다.<sup>[8]</sup>

두 라우팅 프로토콜을 무선 메쉬 네트워크에 그대로 적용할 경우에 DSR은 여러 경로를 동시에 찾는 상황에서는 네트워크 전체에 지속적으로 많은 오버헤드를 가하여 끊임없는 네트워크 불균형을 초래하고, 이러한 불균형으로 인하여 경로 유지에 많은 시간이 소요된다.<sup>[9]</sup> 또한 CBRP의 경우 프로토콜이 활성화되면 헤드 선출에 시간이 소요되어 네트워크 안정화가 지연되고, 노드의 이동에 따른 클러스터 헤드의 재선출이 빈번하게 일어나며 Hello 메시지로 인하여 노드의 오버헤드가 크다는 단점이 있다.

앞서 지적한 단점을 보완하기 위해 MA-CBRP는 CBRP의 클러스터 구조를 기반으로 한다. 무선 메

쉬 네트워크 구성상 메쉬 라우터는 하부에 멀티 홉으로 구성되는 클라이언트 망을 수용하는 만큼 그 구조상 클러스터 기반 망과 유사하다.

다음으로 클러스터 헤드의 역할을 메쉬 라우터가 고정적으로 맡도록 하였다. 메쉬 라우터는 우선 전력과 정보처리능력에서 유리하고 최소한의 이동성만 가지므로 클러스터 헤드로서 적절하다.

클러스터 헤드를 메쉬 라우터로 고정함으로써 CBRP와는 달리 헤드 선출과정 및 재선출을 추가적으로 필요로 하지 않는다. 또한 CBRP는 클러스터의 크기가 2홉이라는 제한이 존재하는데, 제안한 방식에서는 이러한 제한을 두지 않으며 모든 경로는 메쉬 라우터를 통하도록 하였다.

메쉬 클라이언트들은 이동이 잦기 때문에 데이터 전송동안에도 경로가 자주 끊어지지만, 고정된 메쉬 라우터가 경로의 중간에 있으므로써 경로의 단절에 대한 대처를 빠르게 할 수 있다.

끝으로 Hello 메시지처럼 주기적으로 목적지까지의 경로를 찾지만 응답은 경로가 변할 경우에만 하도록 설정한 ANN(ANNouncement) 메시지로 대체하여 오버헤드를 낮추도록 하였다. Hello메시지는 경로를 유지하는데 중요한 역할을 하는 메시지이나 수신할 때마다 응답을 해야 하기에 오버헤드 증가의 원인이 된다.

그림 5와 같은 기반 구조 하에 각 클라이언트와 라우터는 자신의 IP주소를 가지고 라우팅을 시작하며 게이트웨이 메쉬 라우터 하단의 무선 메쉬 네트워크에서 주소체계는 평면적이며, 호스트 기반 라우팅을 사용한다.

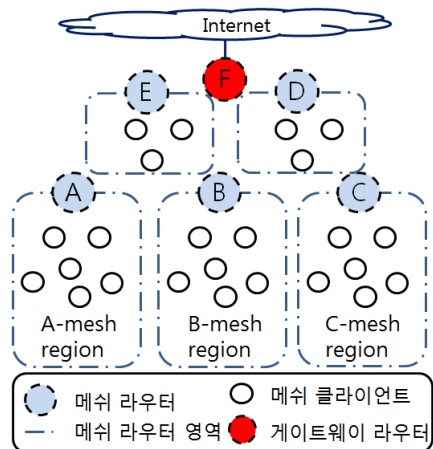


그림 5. 메쉬 네트워크의 논리적 구성



리고 수신한 경로에서 홉 수가 더 짧아진다면 마찬가지로 더 좋은 경로라고 판단하고 JOIN 메시지를 보낸다.

그림 8은 앞서 설명한 ANN 메시지와 JOIN 메시지를 이용하여 경로를 유지 하는 방식을 그림으로 나타내었다. 만약 수신한 ANN 메시지에서 메쉬 라우터까지의 경로가 변했다면, 메쉬 라우터로 JOIN 메시지를 전송하여 변경된 경로를 알린다. 그리고 수신한 경로에서 홉 수가 더 짧아진다면 마찬가지로 더 좋은 경로라고 판단하고 JOIN 메시지를 보낸다.

그림 9는 클라이언트가 JOIN 메시지를 전송하는 메커니즘을 보여주는 플로 차트이며, 메쉬 라우터에서 주기적으로 보내는 ANN 메시지를 클라이언트가 받은 후의 과정을 나타내었다. JOIN 메시지는 라우터까지 거쳐 가는 경로가 더 짧아질 경우나, 중간

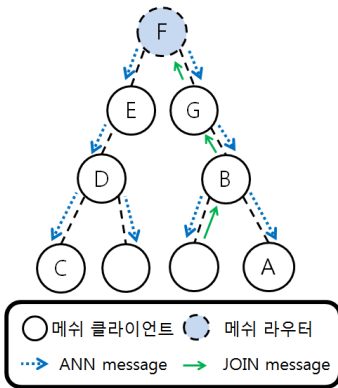


그림 8. MA-CBRP 경로유지방식

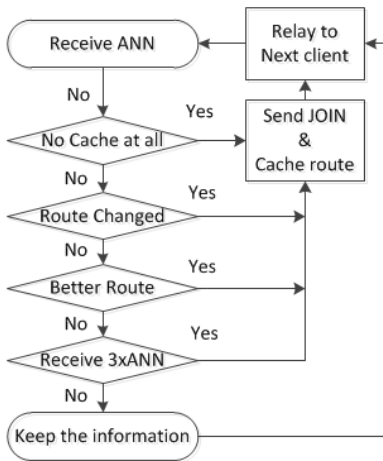


그림 9. 클라이언트 ANN-JOIN 메커니즘

경로가 변했을 경우, 또는 ANN 메시지를 3번 수신한 경우가 아니면 클라이언트는 JOIN 메시지를 발송하지 않는다.

그림 10은 메쉬 라우터에서 주기적으로 ANN timer를 이용하여 클라이언트들에게 ANN 메시지를 전송하는 과정을 보여주며, 만약 클라이언트에게서 JOIN 메시지를 받을 경우 자신의 캐시에 정보를 저장하고 메쉬 네트워크 최상단에 위치한 게이트웨이 메쉬 라우터에게 자신의 정보를 전달하여 등록한다.

동시에, 각 메쉬 라우터는 자신에게 속한 클라이언트들의 경로 정보를 저장하며, 게이트웨이 메쉬 라우터는 자신에게 속한 클라이언트뿐만 아니라, 자신에게 속한 모든 라우터와 클라이언트의 정보를 저장하여 관리한다.

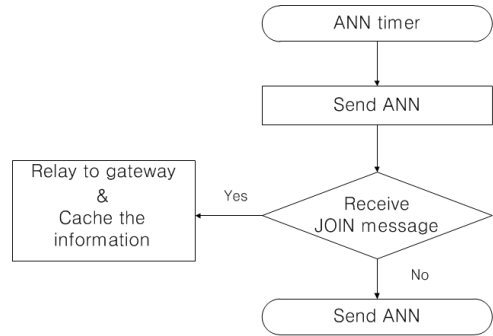


그림 10. 메쉬 라우터의 ANN-JOIN 메커니즘

2.2.2 각 프로토콜의 경로설정의 차이점

그림 11은 CBRP와 MA-CBRP의 경로 유지 방식차이를 보이며, CBRP의 경우 모든 경로에 대해

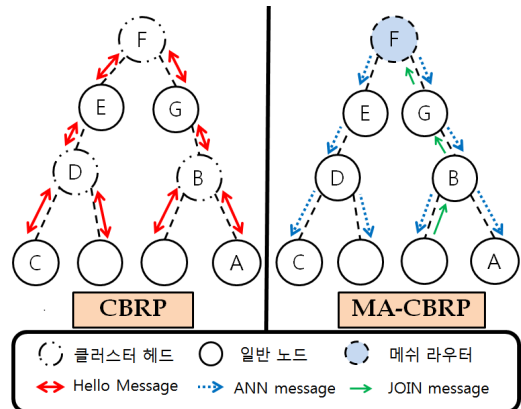


그림 11. MA-CBRP와 CBRP의 경로유지방식

여 헤드가 Hello 메시지를 전송하여 관리하므로, 경로에 대한 요청이 없을 경우에도 A, C노드에게 오버헤드를 주지만, MA-CBRP는 ANN 메시지를 받고 A의 이웃노드처럼 메쉬 라우터까지의 경로가 변하였을 경우에만 JOIN 메시지를 보내어 경로 관리에 소모되는 메시지의 수를 줄일 수 있다.

경로 설정과정에 대해 비교를 하여 보면 그림 12와 13, 14에서 세 프로토콜은 다음과 같은 차이를 보인다. 그림 12는 DSR의 경우이다.

출발지 노드 A에서 목적지 노드 C를 찾을 경우, 목적지가 캐시에 없다면 경로 요청 메시지를 보내어 A와 C를 포함한 A-B-G-F-E-D-C 경로를 확립하는 경우에, 목적지 노드의 위치를 정확히 알 수 없기 때문에 A와 C 노드에 이웃한 노드처럼 경로에 상관없는 노드들까지도 경로에 대한 요청 메시지를 받는다.

또한 그림 13에서 CBRP의 경로설정 방식을 보

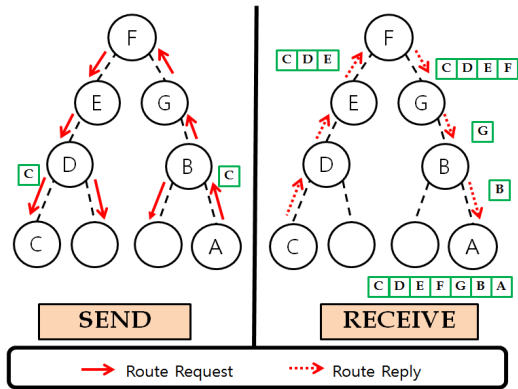


그림 12. DSR에서의 경로설정방식

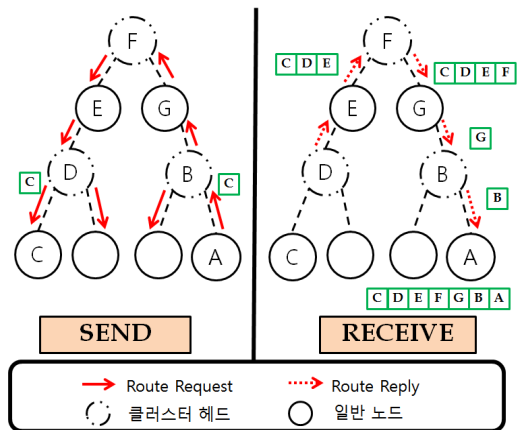


그림 13. CBRP에서의 경로설정방식

면, DSR과 마찬가지로 경로요청 메시지가 네트워크 전체로 전달이 되며 경로 응답메시지를 클러스터 헤드가 대신 전달해 줄 수 있다는 점이 다르다.

그림 14는 메쉬 라우터가 클라이언트에서 보낸 경로 요청 메시지를 받았을 경우에 동작하는 흐름을 보여준다. 경로 요청 메시지는 DSR의 Request 메시지와 동일하며 메쉬 라우터까지의 경로를 저장하고 있으므로 목적지의 주소 전에 메쉬 라우터까지의 경로를 추가하여 전송한다. 메쉬 라우터는 경로 요청 메시지를 받으면 자신의 캐시에 목적지가 있는지 확인하고, 존재한다면 자신까지의 경로에 목적지 노드까지의 경로를 추가하여 출발지 노드로 전달한다. 경로정보가 없다면 주변 메쉬 라우터나 게이트웨이 메쉬 라우터에게 메시지를 전달한다.

그림 15에 나타난 MA-CBRP의 경우 메쉬 라우터에서 이미 JOIN 메시지를 이용하여 목적지까지의 경로를 알고 있기에 목적지까지 도달하지 않아도 중간경로로써 응답을 할 수 있게 된다. 따라서 A-B-G-F 까지 경로 요청 메시지가 도착하면 메쉬 라우터 F는 JOIN 메시지를 통해 얻은 목적지 C-D-E-F 경로를 추가하여 목적지로 보낸다.

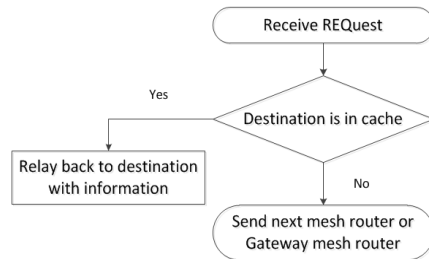


그림 14. 메쉬 라우터의 경로전달 방식

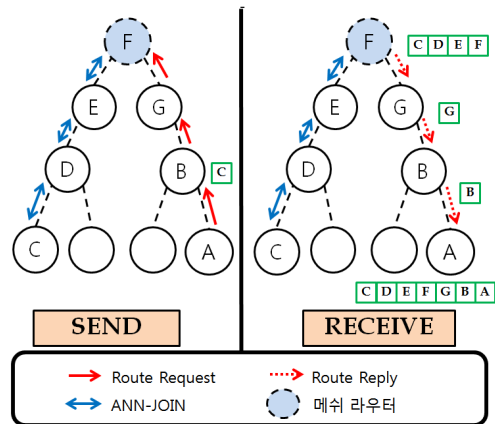


그림 15. MA-CBRP에서의 경로설정방식

중간에서 대신 응답해 주게 됨으로써 DSR과는 다르게 라우터에게 조금 더 높은 처리과정이 필요하지만, 경로에 상관없는 A, C 노드의 이웃 노드에게는 오버헤드를 주지 않고 경로를 계속 유지할 수 있으며, 또한 경로를 설정하는 시간을 상당히 단축할 수 있다.

2.2.3 클라이언트 이동에 따른 경로 설정

경로 설정은 세 가지의 상황으로 나눌 수 있다. 우선 앞서 설명한 그림 15처럼 목적지가 같은 메쉬 라우터 내에 있다면 목적지의 경로정보를 가진 메쉬 라우터가 중간경로의 입장에서 대신 응답해 줄 수 있다.

두 번째로 목적지가 다른 메쉬 라우터에 속해있다면, 메쉬 라우터는 경로 요청 메시지를 수신한 후에 자신의 캐시에 목적지가 있지 않다는 것을 확인하고 주변의 메쉬 라우터들에게 경로요청 메시지를 전달하여 그림 16처럼 경로 정보를 얻을 수 있다.

마지막으로 목적지가 외부 네트워크에 있을 경우, 게이트웨이 메쉬 라우터가 자신에게 속한 모든 클라이언트와 라우터의 정보를 가지고 있기에 게이트웨이 메쉬 라우터까지 전달되면 그 이후는 기존 유선망 프로토콜을 이용하여 연결할 수 있다.

메쉬 클라이언트가 이동을 할 경우는 두 가지 상황으로 구분할 수 있는데, 메쉬 라우터 내에서 이동하는 경우와 다른 메쉬 라우터로 이동하는 경우로 나눌 수 있다. 외부 네트워크로 이동하는 상황은 결국 다른 메쉬 네트워크로 이동하는 상황과 차이가 없기에 따로 설명하지 않는다.

우선 메쉬 라우터 내에서 이동하는 경우, 라우터에서 보내는 ANN 메시지를 받고 경로 정보를 비교하여 메쉬 라우터까지의 경로가 변했음을 인지하

고, 메쉬 라우터에게 다시 자신까지의 경로를 알리기 위해 JOIN 메시지를 전송한다. 이때, 데이터 전송중이라면 메쉬 라우터는 이동한 목적지 클라이언트에서 JOIN 메시지로 보낸 새로운 경로를 붙여 전달해 줄 수 있다.

두 번째로 클라이언트가 다른 메쉬 라우터의 영역으로 이동하였을 경우, 메쉬 클라이언트는 다른 메쉬 라우터에서 보낸 ANN 메시지를 받고, 같은 메쉬 라우터내의 이동과 마찬가지로 메쉬 라우터까지의 경로가 변하였다고 인지하고 JOIN 메시지를 보내어 메쉬 라우터에 등록한다.

그리고 클라이언트가 데이터를 전송 중이었다면 메쉬 라우터 상단의 이동성 관리는 메쉬 라우터간의 상호관리와 정보교환을 하는 MIP 프로토콜과 같은 기존 프로토콜을 사용한다. 제안하는 방식에서는 데이터 전송 중에 출발지와 목적지 클라이언트는 움직이지 않고 중간경로에 있는 노드들만 움직였기 때문에 MIP 프로토콜이 적용되어 있지 않으며 앞서 설명한 두 번째 경로 설정과정을 사용하여 경로를 유지하였다.

앞서 제시한 Hello 메시지와 유사한 두 메커니즘과 메시지를 바탕으로 MA-CBRP의 클라이언트는 주기적으로 메쉬 라우터까지의 경로를 얻고, 메쉬 라우터는 클라이언트까지의 경로를 저장함으로써 클라이언트들은 경로요청에 상관없이 수신하는 메시지와 경로관리에 대한 오버헤드를 줄일 수 있고, 경로 설정 시간을 단축할 수 있다.

또한 초기 네트워크 구성에 CBRP처럼 추가적인 시간이 소요되지 않으며 라우터의 중점적인 역할이 다른 노드로 이양되지 않음으로써 헤드 선출로 인한 네트워크의 안정성 저하 문제를 해결할 수 있다.

III. 실험 및 고찰

제안하는 프로토콜의 성능을 고찰하기 위해 앞서 기술한 세 가지 방식에 대한 시뮬레이션을 수행하였다. 시뮬레이션 툴은 NS-2<sup>[8]</sup>를 이용하였으며 시뮬레이션 환경은 표 1과 같다.

네트워크 토폴로지는 그리드 형식으로 시작하여 각 노드들의 속도와 위치를 임의로 변화도록 하였으며, 메쉬 라우터는 전혀 이동을 하지 않도록 설정하였다. CBRP와 DSR의 경우 메쉬 라우터라는 개념이 있지 않으므로, 메쉬 라우터는 이동하지 않는 노드로 설정하였으며 경로상의 클라이언트가 다른 메쉬 라우터 영역으로 이동하여 중간경로가 끊어지

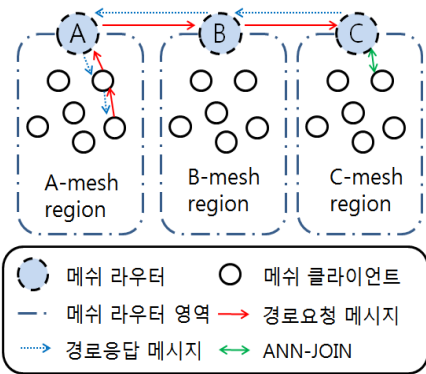


그림 16. 목적지가 다른 메쉬 라우터에 있을 경우



표 1. 시뮬레이션 환경

Routing protocol	CBRP, MA-CBRP, DSR
Topology	2000m X 2000m
Created node	50, 100, 150, 200 node
Mac type	802.11s
Traffic type	CBR over UDP, TCP
Packet size, interval	500 byte, 0.1 sec
Node speed	Random ( 10~ 70 m/s)
Simulation Time	1000 sec
mesh router number	13, 30, 52, 75

는 상황을 구현하고, 이동한 클라이언트가 다른 mesh 영역에 새로운 클라이언트로써 등록할 수 있도록 하기 위해 속도를 상당히 높게 설정하였다.

시뮬레이션에서 전체 노드 중 이동 노드의 수가 증가하는 상황에서의 변화를 비교하였으며, 모든 노드가 이동하지 않는 상황을 기본으로 삼아 비교하였다.

표 2는 총 노드 중에서 이동하는 노드들의 수를 나타내었다. 표 3에서는 앞선 표 2에서 증가하는 노드 수에 비례하여 증가되는 TCP와 UDP 트래픽의 수이다.

그림 17, 그림 18, 그림 19는 각각 네트워크에서 이동하는 노드가 없을 경우, 적을 경우, 많을 경우에 따른 라우팅 오버헤드를 비교한 결과를 나타내고 있다.

시뮬레이션에서 계산된 라우팅 오버헤드는 MAC을 통해 전달되는 패킷 중에서 라우팅을 목적으로 하는 패킷의 비율을 계산하여 나타내었다. 예를 들어,

표 2. 노드의 증가에 따른 이동하는 노드의 수

이동 노드 수 / 전체 노드 수	적을 경우	많을 경우
50 node	13	26
100 node	22	42
150 node	35	68
200 node	48	90

표 3. 노드의 증가에 따른 연결의 수

Nodes / connection	CBR over UDP/TCP
50 node	12
100 node	27
150 node	36
200 node	50

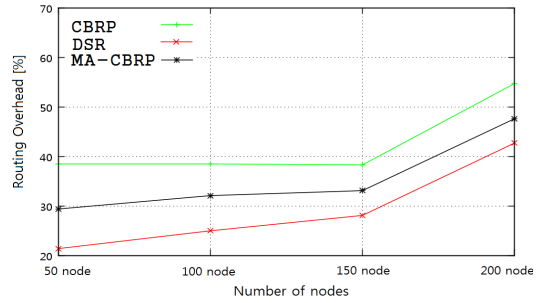


그림 17. 이동하는 노드가 없을 경우의 라우팅오버헤드

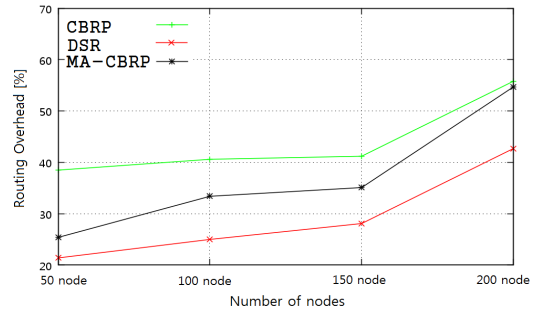


그림 18. 이동하는 노드가 적을 경우의 라우팅오버헤드

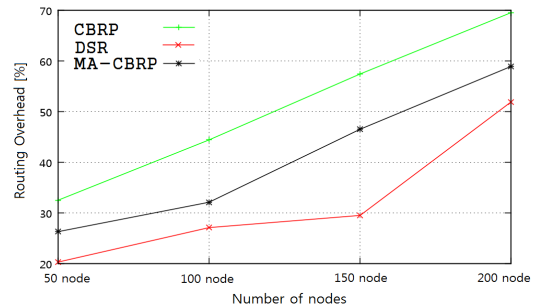


그림 19. 이동하는 노드가 많을 경우의 라우팅오버헤드

4806개의 MAC 패킷 중에 787개의 패킷이 라우팅을 목적으로 했다면  $(787 / (787 + 4806)) = 14.07\%$ 로 계산되었다.

시뮬레이션 결과를 보면 이동하는 노드의 수에 상관없이 CBRP의 오버헤드는 DSR과 비교하여 전체적으로 약 15%, MA-CBRP와는 7%정도의 차이를 보여준다.

DSR은 경로가 필요할 경우에만 활성화 되므로 세 프로토콜 중 오버헤드가 가장 적다. 반대로 CBRP의 경우, Hello 메시지가 경로 요청에 상관없이 주기적으로 보내어지기 때문에 DSR보다 오버헤드가 더 높다.

MA-CBRP의 경우 Hello 메시지와는 다르게 클라이언트들은 ANN 메시지를 받고 경로에 변화가 없을 경우 JOIN 메시지를 보내지 않기 때문에 CBRP와는 다르게 경로 유지에 사용되는 메시지의 수가 줄어들고, 또한 상관없는 노드들에게 전달되는 메시지의 수를 줄여 네트워크 전체에 오버헤드를 줄여주게 된다.

그리고 출발지 노드에서 목적지 노드까지 전달되는 시간을 볼 수 있는 평균 end-to-end delay는 다음과 같은 결과를 보여준다.

이동하는 노드가 없을 경우의 평균 End-to-end delay는 표 4를 참조하면 CBRP가 조금 더 나은 성능을 보여주지만 네트워크 상황에 따라 판이하게 다른 성능을 보여주었다.

표 6에서 CBRP의 경우 경로를 주기적으로 관리하여 노드의 이동성이 높거나 경로가 끊어 졌을 경우에 연결하는 시간이 짧았던 반면, 이동성이 없을 경우나 적을 경우에 경로를 설정하는 시간은 클러스터 헤더가 두 홉 내의 정보만 유지하여 긴 경로를 유지 할 수 없고 헤드 선출에 시간이 소요되기에 표 4, 5와 같이 예상했던 것보다 뛰어난 성능을 보여주지 못했다.

MA-CBRP의 경우 표 5에서 볼 수 있듯이 메쉬 네트워크의 특성에 맞게 수정하여 이동하는 노드의 수가 적을 경우, 목적지까지의 경로를 메쉬 라우터가 대신 응답해주어 연결하는데 소요되는 시간이 짧게 소요되었다. 또한, 표 6을 확인하면 이동성이

표 4. 이동하는 노드가 없을 경우의 end-to-end delay

Protocol Parameter	CBRP	MA-CBRP	DSR
End to end delay (sec)	0.01714	0.01772	0.01726

표 5. 이동하는 노드가 적을 경우의 end-to-end delay

Protocol Parameter	CBRP	MA-CBRP	DSR
End to end delay (sec)	0.03214	0.02917	0.03198

표 6. 이동하는 노드가 많을 경우의 end-to-end delay

Protocol Parameter	CBRP	MA-CBRP	DSR
End to end delay (sec)	0.03729	0.03764	0.04025

높고 많은 노드들이 동시에 연결을 하는 상황에서는 메쉬 라우터까지의 경로가 계속 바뀌게 되어, 연결하는 데 소요되는 시간이 더 길어졌지만, CBRP와 비교하여 보았을 때 큰 차이를 보이지 않았다.

#### IV. 결 론

본 논문에서는 메쉬 네트워크에 적합하게 애드혹 네트워크의 CBRP 프로토콜의 개념을 기본으로 DSR 프로토콜의 메시지를 수정한 MA-CBRP 프로토콜을 제안하였고, 주기적인 ANN 메시지와 경로 변화를 알려주는 JOIN 메시지를 포함한 두 메커니즘을 추가하였다.

경로의 확인을 위하여 메쉬 라우터에서 ANN 메시지를 클라이언트들에게 전송하였고, 메쉬 클라이언트는 메쉬 라우터까지의 경로를 확인하여 변화가 생길 경우에 메쉬 라우터에게 JOIN 메시지를 전송하도록 하였다. 이로써 경로관리 메시지의 수를 줄이고, 신뢰성을 최대한 유지할 수 있도록 하였다. CBRP의 경우 클러스터 헤드를 선출하는데 소요되는 시간이 있었던 반면, MA-CBRP는 헤드의 역할이 처음부터 고정된 메쉬 라우터를 중심으로 하는 트리 구조를 이루기에 최초 네트워크 구성에 소요되는 시간이 짧았다.

실험의 결과를 보면, 전반적으로 MA-CBRP가 CBRP보다 낮은 오버헤드를 보여주었다. 그리고 End-to-end delay 결과에서 알 수 있듯이, 네트워크의 이동성이 적거나 경로가 자주 변하지 않으면 MA-CBRP의 성능이 더 높다는 것을 알 수 있다. 즉, 경로를 설정할 경우에 메쉬 라우터에서 자신이 관리하는 클라이언트의 정보를 가지고 있다면 대신 응답해 경로를 빠르게 확립할 수 있었다.

무선 메쉬 네트워크에서는 메쉬 라우터들이 클라이언트에 비해 배터리에 제한이 없고 높은 연산능력, 더 많은 메모리를 가지고 있기 때문에 많은 수의 클라이언트들을 관리 할 수 있을 것이다. 애드혹 네트워크에서 메쉬 라우터 같은 집중 점을 두고 하단의 멤버들을 관리하는 CBRP의 경우, 홉 수의 제한과 주기적인 Hello 메시지의 오버헤드로 인해 메쉬 네트워크에서 성능이 뛰어나지 않다는 것을 확인하였다.

MA-CBRP의 경우 메쉬 라우터가 집중적으로 클라이언트들까지의 경로를 관리하여, 클라이언트가 전체적인 상황을 파악 할 필요성이 없게 되었다. 또한, 클라이언트가 요청할 경우에 메쉬 라우터는 자

신이 가진 정보를 전달함으로써 추가적인 경로 정보 획득과정을 줄일 수 있다.

앞으로의 연구방향은 MA-CBRP이 메쉬 백본의 메쉬 라우터가 이동한다는 전제를 적용한 상황에서 이동성에 대한 관리와 그에 따른 성능과 활용가능성에 대하여 연구를 진행할 예정이다.

### 참 고 문 헌

[1] F. Ian Akyildiz and Xudong Wang and Weilin Wang, "Wireless mesh networks: a survey," Computer Networks and ISDN Systems, Vol. 47, No. 4, pp. 445-487, 2005 March.

[2] U. Javaid and F. Rasheed and D. E. Meddour and T. Ahmed,, "Adaptive Distributed Gateway Discovery in Hybrid Wireless Networks," Wireless Communications and Networking Conference IEEE, pp. 2735-2740, Las Vegas, April 2008.

[3] W. J. Yoon and S.H. Chung and S. J. Lee and Y. S. Lee, "An efficient cooperation of on-demand and proactive modes in Hybrid Wireless Mesh Protocol," Local Computer Networks, 2008. LCN 2008. 33rd IEEE Conference on , pp. 52 - 57 , Montreal, October 2008.

[4] D. Johnson, Y. Hu, D. Maltz, "The Dynamic Source Routing Protocol (DSR) for Mobile Ad Hoc Networks for IPv4," RFC4728, February 2007.

[5] M. jiang and jinyang li and Y. C. Tay, "Cluster Based Routing protocol(CBRP)," draft-ietfmanet-cbrp-spec-01.txt, August 1999, <http://www.comp.nus.edu.sg/~tayyc/cbrp/>

[6] R. Ogier, F. Templin, M. Lewis, "TBRPF (Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding)", February 2004, RFC 3684.

[7] T. Clausen, P. Jacquet, "OLSR(Optimized Link State Routing Protocol)," October 2003, RFC 3626.

[8] E. M. Royer and C. K. Toh, "A review of current routing protocols for ad hoc mobile wireless networks," Personal Communications, IEEE, Vol. 6 , Issue: 2, pp. 46-55 , April 1999.

[9] Pirzada, A.A.; Portmann, M.; Indulska, J., "Performance Comparison of Multi-Path AODV and DSR Protocols in Hybrid Mesh Networks," Networks ICON '06. 14th IEEE International Conference on , Vol. 2 , pp. 1-6, Singapore, September 2006.

[10] The network simulator program - ns2 (<http://www.isi.edu/nsnam/ns/>)

김 성 준(Sung-Joon Kim)

준회원



2008년 2월 홍익대학교 전자공학과 졸업  
2008년 3월 성균관대학교 전자공학과 석사  
<관심분야> 무선 메쉬 네트워크

조 규 섭(Kyu-Seop Cho)

종신회원



1974년 2월 성균관대학교 전자공학과 학사  
1976년 2월 성균관대학교 전자공학과 석사  
1989년 2월 성균관대학교 통신공학 박사  
1977년 3월~1977년 12월 KIST 부설 전자통신 연구소 연구원  
1977년 12월~1992년 2월 한국전자통신연구소 연구위원  
1992년 3월~현재 성균관대학교 정보통신공학부 교수  
<관심분야> 무선 메쉬 네트워크, 이동성관리, Qos network