

논문 2008-45C1-6-5

다중경로 라우팅 기반 Ad-hoc Networks에서 IEEE 802.11 RTS/CTS 핸드셰이크 오버헤드 분석

(Analysis the Overhead of IEEE 802.11 RTS/CTS Handshake in
Ad-hoc Networks Based Multipath Routing)

김 현 창*, 이 재 용**

(Hyunchang Kim and Jaiyong Lee)

요 약

이동노드들의 예측 불가능한 이동, 적은 대역폭의 무선링크 사용으로 인하여 데이터 전송 실패율이 높은 Ad-hoc Networks에서 다중경로 라우팅은 단일경로 라우팅에 비해 트래픽 분산, 내고장성, 높은 군집 대역폭을 제공하여 데이터 전송의 신뢰성, 경로의 견고성을 유지할 수 있다. 그러나 다중경로 라우팅은 경로를 설정하고 유지하는 과정에서 오버헤드가 추가적으로 발생하여 Ad-hoc Networks에서 무선자원의 효율적인 사용을 제한한다. 본 논문에서는 다중경로 라우팅 기반 Ad-hoc Networks에서 IEEE 802.11 DCF의 RTS/CTS 핸드셰이크로 인해 발생하는 오버헤드의 영향을 분석하고자 한다. 이를 위하여, Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크의 운용 및 문제점을 설명하였고, 요구기반 단일경로 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크의 오버헤드 영향을 분석했다. 또한, 수학적 분석을 위하여 요구기반 단일경로, 다중경로 라우팅의 네트워크 모델을 제시하였다. 다양한 실험을 통하여 다중경로 라우팅에서 최적의 경로 수와 경로 길이를 찾아내어, 향후 다중경로 라우팅 연구를 위한 기반을 제시하였다.

Abstract

Multipath routing protocols with load balance, fault tolerance, aggregated bandwidth in Ad-hoc Networks provide improved throughput and reliable route as compared with singlepath routing protocols. However, multipath routing protocols have not been explored thoroughly in the domain of overhead in Ad-hoc Networks. In this paper, we analyze and compare on-demand singlepath and multipath routing with IEEE 802.11 DCF in terms of Routing overhead and MAC overhead. The results reveals that in comparison with singlepath routing protocol, multipath routing mechanism creates more overheads but provides better performance in congestion and capacity provided that the route length is within a certain upper bound which is derivable. The analytical results are further confirmed by simulation

Keywords: Ad-hoc networks, 다중경로 라우팅, 요구기반 라우팅, IEEE 802.11 DCF, RTS/CTS 핸드셰이크

I. 서 론

Ad-hoc Networks는 기존의 설치되어 있는 기반망 (Infrastructure networks)과 연결된 기지국 혹은 액세스

스 포인트(AP)에 의한 중앙 집중화 된 관리 없이 노드들이 자율적으로 구성되는 무선 이동노드의 집합이다. 이러한 특성으로 인하여 재해, 재난 지역이나 전쟁터와 같이 기반망을 이용할 수 없는 환경에서 적용하는 임시적인 네트워크로 인식되어 왔다. Ad-hoc Networks에 관한 연구는 초기에는 전쟁터, 재난지역에서의 대체망 (Backup Network) 등에 사용할 목적으로 연구가 진행되어 오다가, 1990년대 이후에 인터넷의 급속한 성장에 따라서 군사적인 목적에서 벗어나 상업적인 분야에서 활용하기 위한 연구가 진행되었다. Ad-hoc Networks

* 학생회원 ** 정회원, 연세대학교 전기전자공학부 (School of Electrical & Electronic Engineering, Yonsei University)

※ “본 연구는 지식경제부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 지원사업의 연구결과로 수행되었음” (IITA-2008-C1090-0801-0038)

접수일자: 2008년10월10일, 수정완료일: 2008년10월30일

의 상업적인 활용을 위해 지역 근거리망(LAN)으로서 Ad-hoc Networks가 각광을 받기 시작했다. Ad-hoc Networks의 상업적인 적용을 위한 대표적인 연구단체가 IETF MANET(Mobile Ad Hoc Networks) 워킹그룹이다. 최근에는 NGN(Next Generation Network) 등 차세대 네트워크 개념의 등장에 따라, Ad-hoc Networks가 대체망, 지역 근거리망으로의 역할에서 벗어나 가입자망(Access Network)으로서 홈네트워킹, 센서 네트워크, 개인영역 네트워크(Personal Area Networks) 등 다양한 응용분야로 적용될 수 있는 차세대 네트워킹 방식의 하나로 각광받고 있다.

Ad-hoc Networks에서 이동노드들은 무선링크를 사용하기 때문에 전송거리가 제한되어, 목적지 이동노드까지 데이터를 전송하기 위해서는 다수의 이동노드들을 거쳐서 다중 홉으로 전송해야만 한다. 또한, 이동노드들의 예측 불가능한 잦은 이동으로 토폴로지 구조가 유선망과 같이 정적이지 않고 동적으로 변화하기 때문에 적절한 경로를 찾고, 유지 및 관리하는 적당한 프로토콜이 필요하다. 이러한 Ad-hoc networks의 다중 홉 사용, 토폴로지 구조의 동적 변화로 인하여 지금까지의 연구는 적절한 라우팅 프로토콜을 제안하는 방법에 집중되어 왔다.

지금까지 Ad-hoc Networks를 위해 제안된 라우팅 프로토콜은 경로정보를 획득하는 방식에 따라 경로정보를 주기적으로 획득하는 테이블 유지(Table-driven/proactive) 방식과 경로가 필요할 때만 경로를 얻는 요구기반(On-demand/reactive)방식, 이 두 방식의 장점을 같이 사용한 혼합(Hybrid) 방식으로 분류할 수 있다. 이러한 분류 외에도 데이터를 전달하는 경로의 수에 따라 하나의 경로만 사용하는 단일경로(singlepath) 방식과 2개 이상의 경로를 이용하는 다중경로(multipath) 방식으로도 분류할 수 있다. 다중경로 라우팅은 단일경로 라우팅에 비해 트래픽 분산(load balance), 내고장성(fault tolerance), 높은 군집 대역폭(aggregated bandwidth)을 제공하여 데이터 전송의 신뢰성, 견고성(robustness)을 유지할 수 있다. 다중경로 라우팅은 처음에는 유선망에서 제안되었던 방법으로, 단일경로를 사용하는 라우팅 프로토콜의 비하여 신뢰성 있는 정보 전송, 여러 개의 경로를 통한 대용량의 데이터의 빠른 전달이 가능하여 많은 관심을 받아왔다. 다중경로 라우팅은 이동노드들의 예측 불가능한 이동, 적은 대역폭의 무선링크 사용으로 인하여 데이터 전송 실패율이 높은 Ad-hoc Networks에 적절한 라우팅 프로토콜로 인식되고 있다.

이러한 많은 장점에도 불구하고 다중경로 라우팅은 다중경로를 사용하여 발생하는 관리 패킷의 오버헤드 증가, 완전하게 간섭이 배제된 경로설정의 어려움 등의 단점이 존재한다. 특히, Ad hoc Networks에서 다중경로 라우팅은 경로를 설정하고 유지하는 단계에서 오버헤드인 관리 패킷이 증가하여 제한적인 무선자원을 사용하는 Ad-hoc Networks에서 성능저하의 주요한 원인이 된다^[1].

무선자원을 사용하는 Ad-hoc Networks에서는 무선링크를 효율적으로 활용하고 분산된 이동노드들이 모두 공평하게 무선링크를 이용할 수 있도록 매체접근 제어(Media Access Control)를 사용한다. 매체접근 제어를 위해서 많이 사용되고 있는 IEEE 802.11은 Ad-hoc Networks에서 숨겨진 노드 문제(hidden node problem)를 해결하기 위해 통상적으로 RTS/CTS 핸드셰이크로 많이 알려져 있는 4-way 핸드셰이크 방식을 사용하고 있다(이하, RTS/CTS 핸드셰이크로 사용). Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크의 사용은 숨겨진 노드 문제의 해결 측면에서는 현재까지 제안된 여러 방식 중에서 최선의 방법으로 알려져 있다. 그러나 하나의 데이터를 전달하기 위해서 라우팅 과정에서 발생하는 라우팅 오버헤드 이외에도 RTS(Request To Send), CTS(Clear To Send), ACK 패킷과 같은 추가적인 매체 접근제어 오버헤드가 발생하여 Ad-hoc Networks의 성능을 저하 시키는 원인이 된다. 이러한 이유로 다중경로를 사용하는 Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크로 인한 오버헤드 문제는 단일경로를 사용하는 경우보다 심각한 성능저하를 가져올 수 있다.

본 논문에서, 우리는 다중경로를 사용하는 Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크 사용으로 발생하는 오버헤드의 영향을 분석하고자 한다. Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크의 영향을 분석하기 위하여 요구기반에 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅에 관한 비교 및 분석을 위한 네트워크 모델을 제안하였다. 제안된 네트워크 모델을 가지고 다양한 시뮬레이션을 이용하여 다중경로 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크로 인한 오버헤드를 극복할 수 있는 최대 경로의 수와 경로의 길이(홉)를 제시하였다.

본 논문은 II장에서 Ad-hoc Networks에서의 RTS/CTS 핸드셰이크의 운용 및 문제점을 설명하였고, III장에서는 요구기반의 단일경로 라우팅에서 RTS/CTS 운용 및 영향을 기술하였다. 또한, IV장에서는 요구기반 다중경로 라우팅에서 직관적인 분석과 수학적인 분

석을 위한 네트워크 모델을 제안하였고, 실험을 통한 분석결과를 설명하였고, 마지막 V장에서 결론으로 구성하였다.

II. Ad-hoc Networks에서 RTS/CTS 핸드셰이크 운용 및 문제점

1. RTS/CTS 핸드셰이크 일반

무선링크를 사용하고, 중앙 집중화된 관리가 없는 Ad-hoc Networks에서 데이터를 전송하기 위해 무선링크에 동시에 경쟁적으로 이동노드들이 접근할 때 생길 수 있는 충돌(collision) 문제는 완전하게 해결하기는 어렵다. IEEE 802.11은 무선 랜과 Ad-hoc Networks에서 이동노드들의 충돌 문제를 해결하기 위해 무선 매체접근 제어 방법으로 제안된 표준 중 하나이다^[2]. IEEE 802.11에서는 무선링크 접근을 위하여 두 가지 방식을 사용하고 있다. 첫 번째는 기본방식인 비동기 경쟁 접근(asynchronous contention-based access)을 위한 DCF(Distributed Coordination Function)이다. DCF 방식은 중앙 집중화된 관리 없이 자율적으로 무선링크에 접근하는 무선전송 다중접속 방식인 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance)를 사용하고 있다. 두 번째로는 중앙제어식 경쟁 없는 접근(Centralized contention-free access)을 위한 호출(polling) 방식을 사용하는 선택 방식인 PCF(Point Coordination Function)가 있다. 그러나 PCF 방식은 트래픽 특성에 따라 차별화된 서비스를 지원하지 않아 널리 사용되지 않으며, 특히 중앙집중적인 관리가 없는 Ad-hoc Networks 특성으로 인하여 적용에는 문제가 있어 일반적인 Ad-hoc Networks에서는 사용하지 않는다.

DCF 방식은 다시 기본방식인 2-way 핸드셰이크와 선택방식인 4-way 핸드셰이크(RTS/CTS 핸드셰이크) 두 가지로 운영된다. 기본방식인 2-way 핸드셰이크는 그림 1과 같이 전송할 데이터가 있는 이동노드는 다른 이동노드가 무선링크를 마지막으로 사용한 직후부터 기다려야 할 최소의 시간인 DIFS 후에 전송할 데이터를 전송한다. 이 때 충돌이 감지되면 백오프(backoff) 절차 후에 다시 전송한다. 데이터를 완전하게 수신한 수신노드가 이에 대한 응답으로 DIFS 보다 짧은 SIFS 후에 ACK 패킷을 전송하며, 이를 출발지 이동노드가 에러 없이 수신했을 경우에만 데이터 전송을 마친다^[3].

유선 네트워크에서 충돌 감지는 전송링크의 전위변화로 알 수 있으나, 무선 네트워크에서 불안정적인 공기와 같은 전송매체 특성으로 전위변화를 통한 정확한 충돌 감지는 어렵다. 무선 랜에서 다중접속 방식으로 사용하는 CSMA/CA는 충돌회피(Collision Avoidance)를 통하여 완전하지는 않지만 충돌 확률을 확실히 줄여주는 좋은 방법이다. 무선랜과 같이 단일홉을 사용하고 이동노드들의 이동성이 적은 무선 네트워크에서는 CSMA/CA는 충돌회피를 위해 좋은 해결 방법이지만, Ad-hoc Networks 같이 이동노드들의 높은 이동성으로 인하여 숨겨진 노드 문제가 많이 발생하는 상황에서는 보다 좋은 해결책이 필요하다. 그래서 이러한 무선환경에서 숨겨진 노드 문제를 해결하기 위하여 DCF 방식에서는 선택방식으로 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하고 있다. RTS/CTS 핸드셰이크는 MACA(Multiple Access with Collision Avoidance) 프로토콜에서 처음으로 시도되었다^[4]. MACA에서 무선네트워크의 초기형태인 패킷 라디오에서 RTS, CTS, 데이터 패킷의 3-way 핸드셰이크를 통하여 숨겨진 노드 문제의 개선을 시도하였다. 그러나 MACA에서는 불안정한 무선링크에서 노드들이

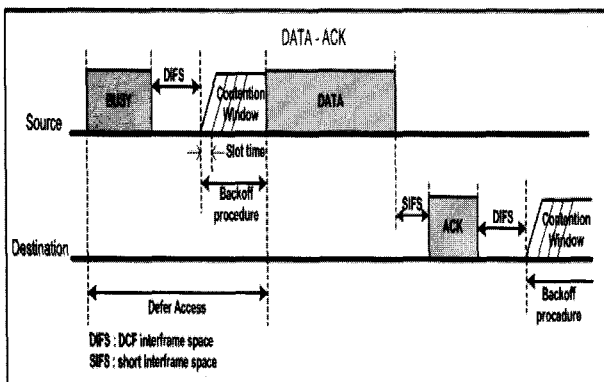


그림 1. 2-way 핸드셰이크 동작(기본방식)
Fig. 1. 2-way handshake operation(basic mode).

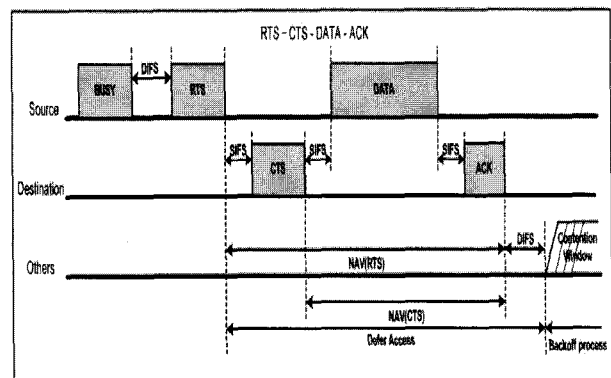


그림 2. RTS/CTS 핸드셰이크 동작(선택방식)
Fig. 2. RTS/CTS handshake operation(optional mode).

충돌 없이 무선링크에 접근은 보장하나 안정적인 데이터 전송을 보장할 수 없는 단점이 발생하였다. 이를 개선하기 위해 제안된 방법인 DFWMAC (Distributed Foundation Wireless MAC) 이다. DFWMAC에서는 데이터 전송 후에 ACK 패킷을 전달함으로써 불안정한 무선채널에서 안정적인 데이터 전송을 보장하였다. 이것을 통하여 현재 우리가 알고 있는 4단계의 RTS/CTS 핸드셰이크가 완성되었다^[5].

2. RTS/CTS 핸드셰이크의 동작

IEEE 802.11 DCF는 기본방식인 2-way 핸드셰이크와 선택방식인 4-way 핸드셰이크로 구성되었다. 4-way 핸드셰이크는 RTS/CTS 핸드셰이크, RTS/CTS 교환, 가상 반송과 감지(Virtual carrier sensing) 등의 이름으로 알려져 있다. RTS/CTS 핸드셰이크는 그림 2에서와 같이 RTS-CTS-DATA-ACK의 4단계로 구성되어 있다. 전송할 데이터를 보유한 이동노드는 RTS 패킷에 포함되어 있는 Duration 영역에 CTS, 데이터, ACK 패킷을 전송하는데 소요되는 예정시간과 패킷간의 3개의 시간간격인 SIFS를 더한 채널점유 시간(NAV : Network Allocation Vector)을 포함시켜 브로드캐스트 방식으로 전송한다. 전송된 RTS 패킷을 수신한 다른 이동노드들은 자신의 채널점유 시간 타이머를 설정하고, 이 시간동안 전송할 데이터가 있더라도 전송을 지연시킨다. RTS 패킷을 수신한 목적지 이동노드는 RTS 패킷을 수신 한 후 SIFS 시간 후에 채널점유 시간을 포함한 CTS 패킷을 브로드캐스트 방식으로 전송한다. RTS, CTS 패킷을 교환하는 절차에 따라 출발지 이동노드와 목적지 이동노드간의 링크가 점유되면, 다른 이동노드의 채널 점유 시도에 의한 충돌을 사전에 방지할 수 있다. 출발지 이동노드는 CTS 패킷 수신 후 SIFS 시간 후에 데이터를 유니캐스트 방식으로 전송하고, 이를 수신한 목적지 이동노드는 ACK 패킷을 전송함으로써 데이터 교환을 마친다^[3].

RTS/CTS 핸드셰이크는 이동노드의 이동, 다중 홉의 사용으로 인해 숨겨진 노드가 존재할 수 밖에 없는 Ad-hoc Networks에서 다중접속에 의한 충돌을 사전에 방지함으로써 충돌 확률을 낮추어 지게 하여 네트워크의 성능향상을 가능케 해 준다^[6].

3. RTS/CTS 핸드셰이크 문제점

IEEE 802.11 DCF의 RTS/CTS 핸드셰이크 방식은 Ad-hoc Networks에서 숨겨진 노드 문제를 완벽하게

해결하지는 못하지만, 제안된 많은 방법 가운데 구현과 동작절차가 간편하고 추가적인 시스템이 필요치 않아 가장 보편적으로 사용 되고 있다. 그러나 자원의 사용이 제한적인 무선 네트워크에서 하나의 데이터를 전송할 때마다 데이터 이외에 RTS, CTS 패킷을 사용하기 때문에 무선 네트워크의 성능저하에 큰 원인이 되고 있다. 이러한 이유로, 무선랜에서는 선택방식인 RTS/CTS 핸드셰이크를 거의 사용하지 않고 기본방식인 2-way 핸드셰이크만을 사용하고 있다.

특히, 대역폭의 효율적인 사용 측면에서 보면 전송할 하나의 데이터 이외에도 RTS, CTS 패킷과 같은 추가적인 오버헤드를 발생시켜 전송할 데이터가 비교적 작은 경우에는 비효율적이다. IEEE 802.11 DCF에서는 대역폭의 효율적인 사용을 위하여 RTS_Threshold 값을 사용한다. 송신할 데이터의 크기가 RTS_Threshold 값보다 적을 경우에는 기본방식인 2-way 핸드셰이크를 사용하여 전송하고, 전송할 데이터의 크기가 RTS_Threshold 값보다 큰 경우에만 선택방식인 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하여 전송한다. RTS_Threshold 값은 무선네트워크의 사용 환경에 따라서 다양한 값을 사용하여 최적의 성능향상을 유지할 수 있게 할 수 있다. IEEE 802.11 DCF에서는 RTS_Threshold 디폴트 값을 2,432 바이트로 설정하였고, 데이터에 특성에 따라 RTS_Threshold 값을 256바이트부터 2,432 바이트까지 가변적으로 조절 가능하도록 했다. RTS_Threshold 값은 전송할 데이터 크기가 작은 경우에 RTS, CTS와 같은 오버헤드 패킷의 발생을 제한하여 네트워크 성능향상에 기여하고 있다^[6].

III. 단일경로 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크로 인한 오버헤드

1. 라우팅 프로토콜 분류

Ad-hoc Networks는 이동노드의 이동으로 인한 동적인 토폴로지의 변화, 다중 홉을 사용하는 특성을 가지고 있어 경로를 찾고 유지하는 라우팅이 어렵다^[7]. Ad-hoc Networks에서 라우팅은 경로정보를 획득하는 방식에 따라 경로정보를 주기적으로 교환하는 테이블 유지 방식, 경로가 필요할 때에만 경로정보를 교환하는 요구기반 방식, 두 가지의 장점을 합한 혼합방식으로 분류할 수 있다. Ad-hoc Networks 초기에 사용한 테이블 유지 방식은 유선네트워크에서 사용하는 벨만-포드(Bellman-Ford) 알고리즘을 Ad-hoc Networks에 적용

한 방식으로, 각 이동노드는 네트워크에 모든 노드들에 대한 경로정보를 경로 테이블에 항상 유지 관리한다. 장점으로는 모든 이동노드들에 대한 경로정보를 항상 유지함으로써 경로정보가 필요시 별도의 절차 없이 바로 데이터를 전송할 수 있어 실시간 전송이 필요한 데이터 전송에 유리하다. 그러나 다른 이동노드들에 대한 경로정보를 항상 유지하기 때문에 오버헤드 문제 및 확장성에 단점을 가지고 있어서, Ad-hoc Networks에 적용하기에는 많은 문제점을 가지고 있다. 대표적인 프로토콜로는 DSDV(Destination Sequence Distance Vector), WRP(Wireless Routing Protocol) 등이 있다.

요구기반 방식은 테이블 유지 방식의 단점을 해결한 라우팅 방식이다. 요구기반 방식에서는 다른 이동노드들에 대한 경로정보를 항상 유지하는 것이 아니라, 경로정보가 필요할 때만 경로설정(Route discovery) 절차를 수행한다. 요구기반 방식은 Ad-hoc Networks에서 필요한 경로상의 위치하지 않는 이동노드의 이동으로 인한 변경된 경로정보를 주기적으로 방송할 필요가 없어 불필요한 라우팅 오버헤드가 발생하지 않는다. 단점으로는 경로정보가 필요시 별도의 경로설정 절차를 수행해야 함으로, 경로설정 시간이 길어질 경우 실시간 데이터 전송에 부적합하다. 그러나 현재까지 제안된 라우팅 방식 중 Ad-hoc Networks에 가장 적합한 방식임에 틀림없고, 많은 Ad-hoc Networks에서 요구기반 라우팅 방식인 DSR과 AODV를 이용하여 구현되고 있다. 대표적인 프로토콜로는 DSR(Dynamic Source Routing), AODV(Ad Hoc On-Demand Distance Vector Routing), TORA(Temporally Ordered Routing Algorithm), ABR (Associativity -Based Routing) 등이 있다.

혼합방식은 일정한 지역을 정하여 제한된 지역(홉)내에서는 테이블 유지 방식을 사용하고, 그 제한된 지역을 벗어난 지역에 있는 이동노드들에 대해서는 요구기반 방식을 사용하는 라우팅 방식이다. 대표적인 프로토콜로는 ZRP(Zone Routing Protocol) 등이 있다^[8].

2. 단일경로 라우팅 동작 분석

Ad-hoc Networks에서는 여러 가지 라우팅 방식 중 요구기반 방식이 가장 적합한 방식으로 인정받고 있다. 본 논문에서는 분석 모델을 요구기반 방식에 기반 하여 제안하였고, 요구기반 방식 중에서도 가장 보편적으로 사용되고 있는 DSR, AODV를 사용하였다.

요구기반 방식은 경로를 찾는 경로설정 (Route

discovery)과 경로를 관리하는 경로유지(Route Maintenance) 단계로 구성된다. 경로를 찾는 경로설정 단계에서 이동노드는 자신의 경로 테이블에 목적지 이동노드까지의 유효한 경로정보가 없을 때, RREQ(Route Request) 패킷을 브로드캐스트 방식으로 주변 이동노드들에게 전송한다. RREQ 패킷을 수신한 주변 이동노드들은 자신에게 해당 목적지 이동노드의 경로정보가 있을 때는 RREP(Route Reply) 패킷을 출발지 이동노드에게 유니캐스트 방식으로 전송한다. 적절한 경로정보가 없을 때에는 계속해서 목적지 이동노드까지 RREQ 패킷을 브로드캐스트 방식으로 전송한다. 경로를 관리하는 경로유지 단계에서는 자신이 보유하고 있는 경로정보가 더 이상 사용할 수 없을 때에, 이동노드는 RERR(Route Error) 패킷을 이용하여 해당 이동노드들에게 브로드캐스트 혹은 유니캐스트 방식으로 전송한다.

Ad-hoc Networks의 대표적인 라우팅 알고리즘인 DSR, AODV는 기본적으로 경로를 찾는 방식으로 요구기반 방식을 사용한다. 그러나 세부적인 운영은 많은 차이를 보이고 있다^[9]. 첫 번째 차이점은 DSR은 경로정보를 완전히 패킷헤더에 넣는 소스라우팅(Source routing)을 사용한다. 소스라우팅은 목적지 이동노드까지의 완전한 경로정보를 모두 전송 데이터 패킷 헤더에 담아 전송하는 방식으로 네트워크의 이동노드의 수가 많은 경우에 패킷 헤더가 커져서 확장성(scalability)에 문제가 있다. 이러한 확장성 문제를 해결하기 위해 AODV에서는 소스라우팅을 사용하지 않고 목적지 이동노드까지의 경로정보 중 목적지 다음 이동노드의 경로만 전송 패킷 헤더에 넣는 방식을 사용한다. 이러한 특성으로 인하여, 소스라우팅을 사용하는 DSR은 중간 이동노드들이 전송되는 패킷을 promiscuous listening 하기 때문에 AODV에 비해서 많은 경로정보를 얻을 수 있다. DSR이 AODV에 비해서 많은 경로정보를 가지고 있기 때문에, DSR은 AODV에 비해서 경로를 설정하는 단계가 적어서, 표1에서와 같이 RREQ 패킷을 AODV에 비해서 적게 발생시킨다.

두 번째 차이점으로는, DSR은 설정된 경로정보를 경로캐쉬(route cache)에 저장하는데, 설정된 경로정보에 시간제한이 없고 저장용량이 허락할 때까지 계속적으로 보관한다. 경로캐쉬 공간이 부족할 때만 오래된 순서대로 삭제한다. 이동노드의 잦은 이동으로 토폴로지 구조가 동적으로 변하는 Ad-hoc Network에서 오래된 경로정보를 이용해 정보를 전송할 경우 실패할

확률이 높아지는 단점이 있다. 그래서 AODV에서는 얻어진 경로정보마다 유효시간(expired timer)을 설정하여 경로 테이블에 저장한다. 경로정보가 필요시 유효시간이내에 경로정보만을 이용해서 패킷을 전송하고, 유효시간내에 경로정보가 없을 때에는 경로설정 절차를 새로 수행한다. 유효시간 사용으로 AODV는 DSR에 비해 이동노드들의 이동성에 강한 장점을 가지고 있다고 평가되고 있다.

세 번째 차이점은, DSR은 하나의 RREQ 패킷에 대해 복수의 RREP 패킷을 만들어 낸다. RREQ 패킷을 수신한 목적지 이동노드 혹은 목적지 이동노드까지 경로정보를 가지고 있는 중간노드는 여러 경로를 거쳐서 RREQ 패킷을 수신할 때마다 RREP 패킷을 발생시킨다. 복수의 RREP 패킷을 수신한 출발지 이동노드는 다중의 경로를 유지한다. 그러나, AODV는 목적지에 도착한 첫 번째 RREQ 패킷에 대한 RREP 패킷만을 만들어 전송하고, 나중에 도착하는 RREQ 패킷은 폐기 처분한다. 목적지 하나당 하나의 경로만을 유지한다. 이러한 차이로 인하여 DSR은 AODV에 비해 보다 많은 경로정보를 가질 수 있다.

네 번째 차이점은, DSR은 소스라우팅을 사용하기 때문에 라우트캐쉬에 경로정보를 저장 시 완전한 경로정보 리스트를 저장한다. 완전한 경로정보 리스트를 저장하고, 하나의 목적지 이동노드 당 다수의 경로정보를 유지하기 때문에 라우트캐쉬 저장 공간이 비교적 많이 필요로 한다. 이에 비해 AODV는 소스라우팅을 사용하지 않기 때문에 하나의 목적지 이동노드에 대해서 유효한 경로를 갖는 하나의 주변 이동노드의 경로 정보만을 보유하고, 하나의 경로만을 유지하기 때문에 DSR에 비해 작은 저장 공간을 필요로 한다.

다섯 번째 차이점은 DSR은 경로를 더 이상 사용하지 못하는 경우에 RERR 패킷을 그 경로를 사용하는

모든 이동노드에게 유니캐스트 방법으로 전달한다. 그러나 AODV는 경로를 더 이상 사용하지 못하는 경우 RERR 패킷을 브로드캐스트 방식으로 모든 주변 이동노드들에게 전달한다. DSR은 소스라우팅을 사용하기 때문에 사용할 수 없는 경로를 사용하는 경로위에 있는 이동노드들을 알기 때문에 유니캐스트 방식으로 전달하고, AODV는 소스라우팅을 사용하지 않기 때문에 어떤 이동노드가 해당 경로정보가 필요하지 모르기 때문에 방송형태로 전달한다.

위에서 살펴본 차이점으로 인하여, 표1에서와 같이 라우팅 과정에서 발생하는 라우팅 오버헤드는 전체적으로 AODV가 DSR에 비해서 2배 이상 발생된다. 이러한 사실만으로는 DSR이 AODV에 비해서 우수한 라우팅 프로토콜로 인식할 수 있으나, 성능에 중요한 요소인 패킷 전달율(Packet delivery fraction)은 AODV가 DSR에 비해서 높은 경향을 보인다. 이것은 DSR이 경로정보에 대한 유효시간이 없어서 이동노드에 높은 이동성으로 인하여 경로정보가 계속적으로 변하는 상황에 적절히 대처하지 못해 DSR이 패킷전달율도 낮고 패킷전달 시간도 길어지는 단점을 가지고 있다. 이동노드들의 이동성이 높은 환경의 Ad-hoc Networks에서는 AODV가 DSR에 비해 적절한 방식으로 알려져 있다.

3. 단일경로 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크 영향
앞장에서 살펴본 바와 같이 IEEE 802.11 DCF에서는 대역폭의 효율적 사용을 위하여 데이터의 크기에 따라 RTS/CTS 교환 방식을 사용한다. 그러나, Ad-hoc Network의 요구기반 라우팅에서 제어 패킷은 크기와 상관없이 신뢰성 있는 전송이 필요한 경우인 유니캐스트에서만 RTS/CTS 교환 방식을 사용한다. 요구기반 라우팅에서 발생하는 오버헤드는 경로를 설정, 유지하는 과정에서 발생하는 RREQ, RREP, RERR 패킷과 이 패킷의 전송을 위해 발생하는 매체접근 제어에서 발생하는 RTS, CTS, ACK 패킷이 있다.

RREQ 패킷은 목적지 이동노드의 위치를 모르는 상황에서 전송되기 때문에 신뢰성 있는 전송이 필요하지 않아 브로드캐스트 방식으로 전송되어 RTS/CTS 핸드셰이크 방식을 사용하지 않는다. 경로를 설정하는 과정에서 RREQ 패킷 자체 외에 매체접근 제어에서 발생하는 오버헤드는 없으므로, DSR과 AODV에서의 RREQ 패킷으로 인한 RTS/CTS 핸드셰이크 영향은 없다. RREP 패킷은 RREQ 패킷에 전달과정에서 얻어진 경로정보를 가지고 이동노드에게 신뢰성 있게 전송해야 하

표 1. DSR과 AODV 라우팅 오버헤드 비교^[9]
Table 1. Comparison of Routing Overhead in the DSR and AODV^[9].

구분	DSR	AODV
패킷전달 성공율	56.88%	83.66%
RREQ	37,774 (25.7%)	228,094 (89.2%)
RREP	82,710 (56.2%)	17,753 (7%)
RERR	26,591 (18.1%)	9,808 (3.8%)
계	147,075	255,655

표 2. DSR과 AODV 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크 사용
 Table 2. Use of the RTS/CTS handshake in the DSR and AODV.

구분	Route discovery		Route Maintenance	Data transmission
	RREQ	RREP	RERR	
DSR	미사용	사용	사용	사용
AODV	미사용	사용	미사용	

기 때문에 유니캐스트 방식으로 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하여 전송한다. DSR과 AODV는 모두 RREP 패킷 전송시 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하나, RTS/CTS 핸드셰이크로 인한 오버헤드 영향은 DSR이 AODV에 비해서 많이 받는다. 표1에서와 같이 RREP 패킷은 DSR이 AODV보다 많이 발생되기 때문이다. 앞에서 설명한바와 같이 경로유지 과정에서의 RERR 패킷은 DSR과 AODV에서 다르게 처리되고 있다. DSR에서는 유니캐스트 방식으로 전달되고, AODV에서는 브로드캐스트 방식으로 전달되기 때문에 DSR에서만 RERR 패킷으로 인한 매체접근 제어 오버헤드의 영향을 받는다. 또한, DSR이 AODV에 비해서 두 배 이상 많은 RERR 패킷이 발생함으로 RTS/CTS 핸드셰이크로 인한 오버헤드는 DSR에 많은 영향을 미칠 것이다.

IV. 다중경로 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크 오버헤드 분석

1. 단일경로 라우팅과의 직관적인 비교분석

요구기반 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅은 경로설정 과정과 경로관리 과정으로 구분된다. 경로설정 과정에서 경로를 요구하는 RREQ 패킷은 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅에서 모두 방송형태로 전송되기 때문에 RTS/CTS 핸드셰이크에 의한 매체접근 제어 오버헤드는 발생하지 않는다. RREQ 패킷에 의한 오버헤드는 라우팅 오버헤드만 발생되기 때문에 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅 모두 RREQ 패킷을 발생시키는 경로설정 빈도율인 λ_s 와 λ_m 의 영향만 받는다. 경로설정 빈도율은 단일경로 라우팅이 다중경로 라우팅보다 높다. RREP 패킷에 의한 오버헤드는 특정한 이동노드에게 신뢰성 있는 전송이 필요하기 때문에 RREP 패킷에 의한 라우팅 오버헤드와 RREP 패킷 전달을 위한 RTS/CTS 핸드셰이크에 매체접근 제어 오버헤드가 있다. 다중경로 라우팅의 RREP 패킷 라우팅 오버헤드는

단일경로 라우팅에 비해 다중경로 라우팅에서 사용된 경로의 수 만큼 비례하여 발생한다. 일반적인 다중경로 라우팅에서는 RREQ 패킷을 수신한 목적지 이동노드에서 사용할 경로가 결정되고, 그에 따라 전송 경로를 거쳐 RREP 패킷이 만들어져서 전송된다. 이러한 이유로, RREP 패킷에 의해 발생하는 RTS/CTS 핸드셰이크 오버헤드는 다중경로 라우팅에서 사용되는 경로의 수 만큼 비례하여 발생함을 직관적으로 알 수 있다. 경로관리 과정에서 발생하는 RERR 패킷에 의한 오버헤드도 RTS/CTS 핸드셰이크 오버헤드도 단일경로 라우팅에 비하여 다중경로 라우팅에서 사용되는 경로의 수 만큼 많이 발생할 것은 직관적으로 알 수 있다.

전체적으로 라우팅 과정에서 보면 다중경로 라우팅은 단일경로 라우팅에 비하여 복수의 경로를 사용하기 때문에 오버헤드가 많이 발생한다. 단일경로 라우팅은 하나의 목적지 이동노드에 대해서 복수의 경로정보를 보유하고 있는 다중경로 라우팅에 비하여 경로정보를 작게 보유하기 때문에 경로설정이 과정이 자주 발생하여 경로설정 빈도(route creation frequency)가 높아 RREQ 패킷을 자주 발생하는 경향을 보인다^[10]. 그렇기 때문에 복수의 경로의 수에 의해 발생하는 다중경로 라우팅 오버헤드와 잦은 경로 설정 빈도수에 의해서 발생하는 단일경로 라우팅에서 오버헤드는 서로 상충적인(tradeoff) 관계를 보인다.

2. 수학적 분석을 위한 네트워크 모델

가. 네트워크 파라미터 정의

본 논문에서는 다중경로 라우팅에서 발생하는 오버헤드 분석을 위하여 어느 특정한 라우팅 알고리즘을 사용하지 않고 일반적인 요구기반 방식의 특성을 사용하는 단일경로, 다중경로 라우팅 방식을 사용하여 네트워크 모델을 만들었다^[10-11].

본 논문에서 사용된 파라미터들은 다음과 같다. 이동노드들은 반경 R 인 원에 밀도 δ 로 균일하게 분포해 있고, 이동노드의 숫자는 N 으로 가정하였다. 우리는 직관적으로 $N = \pi R^2 \delta$ 임을 알 수 있다. 각각의 무선 링크의 링크 절단율(link breakage rate)이 μ 라고 하면, 무선 링크의 평균 유지시간(lifetime)은 $1/\mu$ 이 된다. 또한, 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅에서 사용되는 경로의 평균 길이(홉수)를 각각 L_s 와 L_m 으로 표현하였고, 링크절단이 발생한 이동노드부터 출발지 이동노드까지의 평균 길이를 L_e 라 했다. 일반적으로 사용되는

표 3. 네트워크 파라미터^[10~11]
Table 3. Network parameter for analytical model^[10~11].

N	이동노드 수
N_u	출발지와 목적지 이동노드간 경로의 수
μ	링크절단율
L_s	단일경로 라우팅에서 평균 길이(hop)
L_m	다중경로 라우팅에서 평균 길이(hop)
L_e	출발지와 절단링크 이동노드간 평균 길이
A_c	이동노드당 평균 활성연결
m^{****}	각 오버헤드 패킷의 크기
P	단위 데이터 패킷당 오버헤드
T	평균 경로 설정 시간
λ_s	단일경로 라우팅에서 경로설정 빈도율
λ_m	다중경로 라우팅에서 경로설정 빈도율
ϵ	데이터 발생율

경로의 평균 길이는 $L_m > L_s > L_e$ 관계를 갖는다^[10]. RREQ 패킷의 발생비율은 경로설정 빈도율과 관계가 있는데, 앞장에서 살펴본 바와 같이 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅에서 경로설정 빈도율은 $\lambda_s > \lambda_m$ 관계를 갖는다. 각 이동노드에서 평균 활성연결(active connection)을 A_c 라 하고, P 는 전송할 데이터 패킷에서 차지하는 헤더 부분인 오버헤드이다. 경로설정에 소요되는 시간은 T 라 하였고, 데이터 발생율은 ϵ 로 표현했다. 기타 네트워크모델을 위해 사용된 파라미터는 표 3에 정리하였다.

나. 경로설정 과정에서 오버헤드 모델

단일경로 라우팅에서 RREQ 패킷은 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하지 않기 때문에 매체접근 제어 오버헤드가 발생하지 않고, 라우팅 오버헤드만 발생한다. 단일경로 라우팅에서 경로설정 빈도율인 λ_s 는 $\lambda_s = \mu L_s$ 로 표현할 수 있을 것이다. RREQ 패킷은 N 개의 이동노드가 초당 λ_s 만큼 발생한다. 브로드캐스트로 방식으로 전달되는 RREQ 패킷의 수는 이동노드의 수에 제곱에 비례한다^[10]. 그리고 RREQ 패킷의 크기를 m_{RREQ} 라 하면, 경로설정 과정에서 방송형태로 전달되는 RREQ 패킷에 의한 오버헤드는 식(1)과 같이 유도할 수 있다.

$$O_s^{RREQ} = m_{RREQ} \lambda_s N^2 = m_{RREQ} \mu L_s N^2 \quad (1)$$

다중경로 라우팅의 RREQ 패킷에 의한 오버헤드는 단일경로 라우팅에서와 같이 방송형태로 전달되기 때

문에 경로설정 빈도율만 λ_m 을 사용하여 표현 할 수 있다.

$$O_m^{RREQ} = m_{RREQ} \lambda_m N^2 = m_{RREQ} \mu L_s N^2 \quad (2)$$

단일경로 라우팅의 RREP 패킷에 의한 오버헤드는 라우팅 오버헤드와 유니캐스트 방식으로 전달되는 RREP 패킷의 RTS/CTS 핸드셰이크에 의한 매체접근 제어 오버헤드가 있다. 경로설정 과정에서 RREP 패킷은 평균 길이 L_s 인 경로에서 중간 이동노드 혹은 목적지 이동노드에서 발생된다. RREP 패킷의 발생비율은 RREQ 패킷의 발생비율인 λ_s 와 같기 때문에, RREP 패킷에 의한 오버헤드는 아래와 같다.

$$O_s^{RREP} = (m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RREP} + m_{ACK}) \lambda_s N L_s \quad (3)$$

다중경로 라우팅의 RREP 패킷은 출발지 이동노드로 N_u 만큼 RREP 패킷이 돌아오기 때문에, 경로의 수 N_u 에 비례하여 발생하기 때문에 다음과 같다.

$$O_m^{RREP} = (m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RREP} + m_{ACK}) \lambda_m N L_s N_u \quad (4)$$

다. 경로유지 및 데이터 전송 과정에서 오버헤드 모델
무선링크가 사용할 수 없게 되었을 때, 이를 감지한 이동노드는 출발지 이동노드에게 RERR 패킷을 보내어 알려준다. 각 무선링크에서 링크 절단율이 μ 이므로, 평균경로 길이가 L_s 인 경로에서 경로절단율(route breakage rate)은 μL_s 가 된다. 이 때, 각 이동노드당 평균 활성경로가 A_c 이기 때문에 이동노드당 경로전달율은 $\mu L_s A_c$ 이 된다. 절단된 경로의 이동노드로부터 출발지 이동노드까지 평균 길이를 L_e 이라 했기 때문에, 단일경로 라우팅의 RERR 패킷에 의한 오버헤드는 아래와 같다.

$$O_s^{RERR} = (m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RREP} + m_{ACK}) \mu L_s A_c N L_e \quad (5)$$

다중경로 라우팅의 RERR 패킷에 의한 오버헤드는 단일경로 라우팅과 비슷하다. 왜냐하면, RERR 패킷은 다중경로 라우팅에서 사용된 경로의 수와는 상관없이 없고, 현재 사용되고 있는지 알지만 임의의 이동노드에서 절단된 링크와만 관련이 있기 때문이다. 짧은 시간에 두 개 이상의 경로에서 일어날 수도 있지만, 그것은 사용하는 경로의 수와는 상관관계가 없다. 그래서 다중경로 라우팅에서 RERR 패킷에 의한 오버헤드는 다음과

같다.

$$O_m^{RERR} = (m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RREP} + m_{ACK})\mu L_m A_c N L_e \quad (6)$$

단일경로 라우팅에서 데이터 전송시 오버헤드는 데이터 헤더와 RTS/CTS 핸드셰이크에 의한 매체접근 제어 오버헤드가 있다. 경로설정 빈도율이 λ_s 이므로, 각 경로 설정간에 시간간격은 $1/\lambda_s$ 임을 직관적으로 알 수 있다. 각 경로설정에 소요되는 평균시간인 T 에서 실제 데이터 전송시간은 $1/\lambda_s - T$ 이 된다. 데이터 발생비율인 ϵ 에 따라 전송되는 데이터 개수는 $(1/\lambda_s - T)\epsilon$ 가 될 것이다. 그럼으로, 데이터 패킷은 평균 $(1/\lambda_s - T)\epsilon\lambda_s$ 개 전송 된다. 데이터 패킷이 목적지 이동노드까지 평균 L_s 길이의 경로를 거쳐서 도착하기 때문에 데이터 전송시 오버헤드는 $(1/\lambda_s - T)\epsilon\lambda_s P L_s$ 가 된다. 데이터 전송시 RTS/CTS 핸드셰이크를 사용하여 전송함으로, 데이터 전송에 의한 오버헤드는 식(7)과 같다.

$$O_s^{DATA} = (m_{RTS} + m_{CTS} + P + m_{ACK})(1/\lambda_s - T)\epsilon\lambda_s L_s \quad (7)$$

다중경로 라우팅과 단일경로 라우팅에서 모두가 전송하고자 하는 데이터의 크기는 같지만, 전달되는 데이터가 거치는 경로의 수가 다중경로가 많음으로 경로의 수만큼 데이터 헤더와 RTS/CTS 핸드셰이크가 발생할 것이다. 그럼으로, 데이터 전송시 오버헤드는 경로의 수에 비례하여 발생하여

$$O_m^{DATA} = (m_{RTS} + m_{CTS} + P + m_{ACK})(1/\lambda_m - T) \times \epsilon\lambda_m L_m N_u \quad (8)$$

와 같이 유도할 수 있다.

라. 전체적인 오버헤드 모델

식 (1)~(8)을 종합해 보면, 단일경로 라우팅에서 전체적인 오버헤드는 식(1), (3), (5), (7)을 사용해서 식(9)와 같이 표현할 수 있으며, 다중경로 라우팅에서 오버헤드는 식(2), (4), (6), (8)을 이용해서 식(10)과 같이 나타낼 수 있다. 수식의 간략화를 위해 각 패킷의 크기의 합인 $m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RREP} + m_{ACK}$ 는 M_{RREP} , $m_{RTS} + m_{CTS} + m_{RERR} + m_{ACK}$ 는 M_{RERR} , $M_{RTS} + M_{CTS} + P + M_{ACK}$ 은 M_P 으로 표현하였다.

$$O_s = m_{RREQ}\lambda_s N^2 + M_{RREP}\lambda_s N L_s + M_{RERR}\mu L_s A_c N L_e + M_P(1/\lambda_s - T)\epsilon\lambda_s L_s \quad (9)$$

$$O_m = m_{RREQ}\lambda_m N^2 + M_{RREP}\lambda_m N L_m N_u + M_{RERR}\mu L_m A_c N L_e + M_P(1/\lambda_m - T)\epsilon\lambda_m L_m N_u \quad (10)$$

3. 실험 결과

Ad-hoc Networks에서 다중경로 라우팅을 사용했을 경우 경로의 수가 많을 수록, 평균 경로의 길이가 길어질수록 오버헤드는 기하급수적으로 늘어난다. 이러한 오버헤드의 증가로 다중경로 라우팅에서 사용되는 경로의 수는 제한적으로 사용할 수 밖에 없다.

본 논문에서는 Ad-hoc Networks에서 다중경로 요구 기반 라우팅에서 RTS/CTS 핸드셰이크로 인해 발생하는 오버헤드를 포함한 경우에 최적의 경로의 수를 찾고자 한다. 또한, 경로의 길이에 따른 오버헤드의 영향을 분석하기 위하여 다양한 실험을 통해 비교 및 평가하였고, 실험을 위한 파라미터는 표 4와 같다.

RREQ, RREP, RERR 패킷은 DSR에서 사용되는 패킷을 사용하였다. RREP 패킷의 크기는 이동노드의 수에 따라 가변적으로 사용되나, 원활한 실험을 위하여 경로의 이동노드의 수를 30으로 한정하였다. 또한, 데이터의 크기를 고정하였고, 데이터의 발생은 포아송 분포를 따르며, 패킷의 전송 시 전송에러는 없다고 하였다. 그림 3은 이동노드의 수가 100개일 때 단일경로 라우팅과 다중경로 라우팅에서 오버헤드를 비교하여 나타낸 그래프이다. 단일경로 라우팅은 다중경로 라우팅과 비교를 위해 경로의 수가 1에서 발생하는 오버헤드를 경로의 수에 따라 연장시켜다. 다중경로 라우팅에서 발생하는 오버헤드는 단일경로 라우팅에 비해서 경로의 수가 10개일 때 최대 10배 이상 많이 발생된다. 그러나 다중경로 라우팅에서 경로의 수가 1개에서 4개까지는 완

표 4. 실험을 위한 고정 파라미터
Table 4. Fixed parameter for the Simulation.

파라미터	값
데이터 크기	18,496bits
데이터 헤더	272bits
RREQ	192bits
RREP	992bits
RERR	96bits
RTS	160bits
CTS	112bits
ACK	112bits

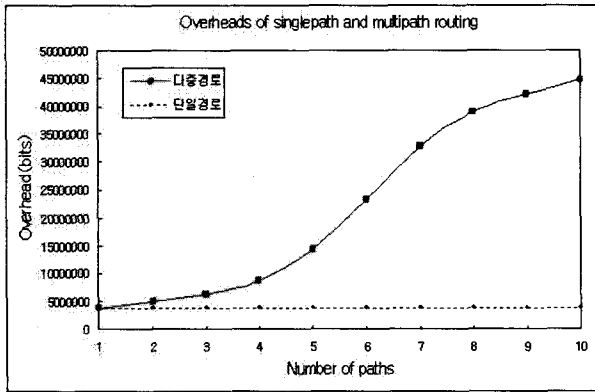


그림 3. 경로의 수에 따른 오버헤드
Fig. 3. Overhead in number of paths.

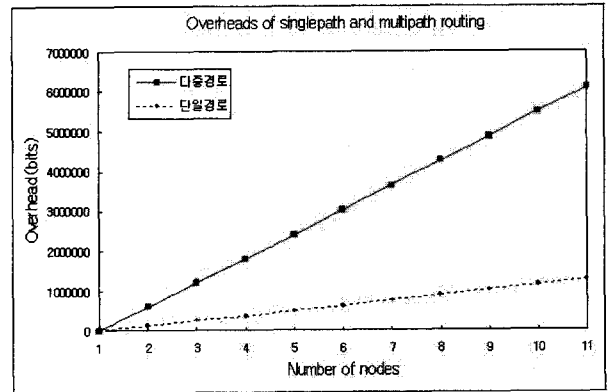


그림 5. 이동노드 수에 따른 오버헤드
Fig. 5. Overhead in number of nodes.

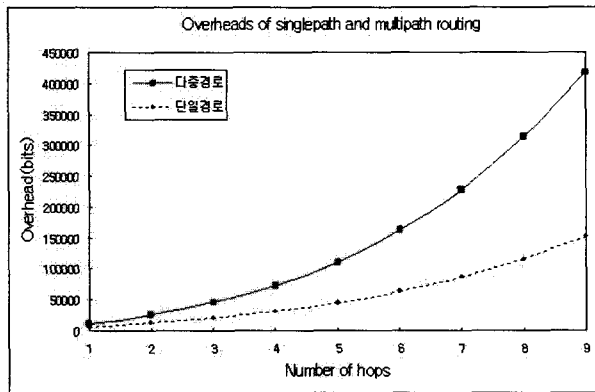


그림 4. 경로 길이에 따른 오버헤드
Fig. 4. Overhead in number of hops.

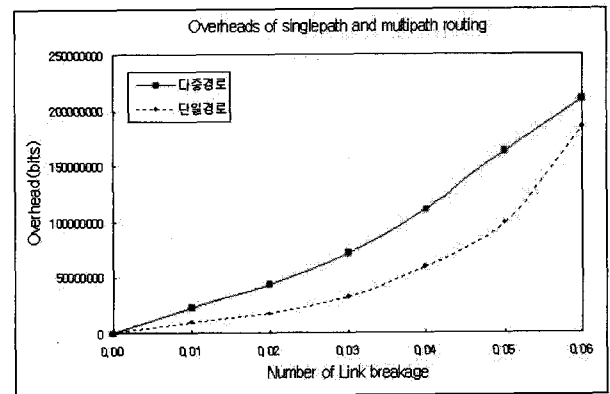


그림 6. 링크절단율에 따른 오버헤드
Fig. 6. Overhead in number of Link breakage.

만한 증가형태를 보이며, 다중경로 라우팅에서 경로의 수가 1개에서 4개까지는 단일경로 라우팅에 비교하여 최대 15%정도의 오버헤드 비트가 발생함을 볼 수 있다. 다중경로 라우팅의 경로의 수가 5개를 넘어가면서 RREP 패킷에 의한 RTS/CTS 핸드셰이크에 의한 오버헤드 비트가 급격한 증가를 보이다가, 경로의 수가 8이상 되면 다시 완만하게 증가한다. 이것은 경로의 수가 8이상 되는 다중경로 라우팅에서는 많은 경로정보로 인하여 경로설정 빈도율이 감소하고, 경로의 길이가 증가하여 새로운 경로설정 과정을 진행해야 하는 시도가 줄어들기 때문에 오버헤드는 완만한 증가세를 보인다. 그림 3에서 우리는 경로의 수가 4개 이하에 다중경로 라우팅에서 발생하는 오버헤드 비트는 단일경로 라우팅에 비해서 15%이내에서 많이 발생하기 때문에 극복할 수 있을 것이라 추정할 수 있다.

그림 4는 그림 3에서 얻어진 최적의 경로의 수를 3개로 가정하고 다중경로 라우팅과 단일경로 라우팅에서 최적의 경로 길이를 비교하여 나타낸 그래프이다. 단일경로 라우팅에서는 오버헤드가 경로길이에 따라 완만하

게 증가한다. 경로 3개를 사용하는 다중경로 라우팅에서는 경로 길이가 5홉을 지나면서 급격한 증가세를 보인다. 이것은 경로의 길이가 길어짐에 따라 다중경로 라우팅에서 많이 발생하는 RREP 패킷에 의한 RTS/CTS 핸드셰이크가 경로의 길이에 비례하여 발생하기 때문에 오버헤드의 급격한 증가세를 보이고 있다. 우리는 그래프를 통해서 다중경로 라우팅에서 평균 경로 길이가 4~5홉 이내에서는 단일경로 라우팅에 비해 오버헤드를 극복할 수 있을 것으로 판단된다.

그림 5, 6에서는 각각 이동노드의 수와 링크절단율에 따른 오버헤드를 보여준다. 이동노드 수가 증가함에 따라 다중경로 라우팅은 단일경로 라우팅에 비해 급격한 오버헤드의 증가함을 볼 수 있다. 이동노드 수가 증가한다는 것은 결국은 그림 4에서와 같이 패킷이 전달되는 경로의 길이가 길어지기 때문에 RTS/CTS 핸드셰이크가 많이 발생할 것이다. 그림 5를 통하여 다중경로 라우팅은 규모가 큰 Ad-hoc Networks 보다는 규모가 작은 네트워크에서 적합한 방식임을 알 수 있다. 그림 6에서는 링크 절단율에 따른 오버헤드 비트를 보여준

다. 링크절단율의 원인은 이동노드의 이동성일 수도 있고, 무선헤환경이 급격히 나빠지는 등 다양하게 존재할 수 있다. 다중경로 라우팅은 링크절단율이 높아져도 어느정도 완만한 증가세를 보이고 있다. 이것은 다중경로를 유지하여 많은 경로정보를 보유하기 때문에 별도의 경로설정 절차 없이 보유한 경로정보를 사용해서 데이터를 전달할 수 있기 때문이다. 그에 비하여 단일경로 라우팅은 링크절단율이 높아질 수록 오버헤드가 급격히 증가함을 볼 수 있다. 단일경로를 더 이상 사용할 수 없기 때문에 새롭게 경로설정 절차를 진행해야 하기 때문에, RTS/CTS 핸드셰이크가 발생하여 오버헤드가 급격히 증가한다. 그림 6을 통해서 이동노드의 높은 이동성으로 인하여 링크절단율이 높은 Ad-hoc Networks에서 단일경로 라우팅보다 다중경로 라우팅이 적합한 라우팅 프로토콜임을 알 수 있다.

V. 결 론

이동노드들에 이동성, 제한적인 무선링크 사용 등으로 인하여 Ad-hoc Networks에서 데이터 전송의 신뢰성, 견고성이 우수한 다중경로 라우팅 사용은 많은 연구자들의 관심 있는 주제이다. 그러나 데이터 전송을 위해 발생하는 추가적인 오버헤드로 인한 성능저하의 문제점은 해결해야만 해야 할 선결과제임에 틀림없다.

본 논문에서는 오버헤드 분석을 위하여 수학적인 모델을 제시하여, 다중경로 라우팅 기반한 Ad-hoc Networks에서의 IEEE 802.11 DCF의 RTS/CTS 핸드셰이크의 영향을 분석하였다. 다양한 시뮬레이션을 통하여 최적경로의 수는 4개, 경로의 길이는 5홉 이내에서 다중경로 라우팅을 운용시 적절하고, 네트워크의 규모는 어느 정도 제한적인 작은 규모의 Ad-hoc Networks에서 적당하고, 이동노드의 이동성이 높은 Ad-hoc Networks일 수록 다중경로 라우팅을 사용 시 우수한 성능을 낼 수 있다는 결론을 확인하였다.

참 고 문 헌

- [1] Georgios Parissidis and Vincent Lenders, "Multi-path Routing Protocols in Wireless Mobile Ad Hoc Networks : A Quantitative Comparison," *LNCS 2003*, pp. 313-326, 2006.
- [2] IEEE 802.11 WG, "Wireless Lan Medium Access Control(MAC) and Physical-Layer (PHY) Specifications," *Standard*, 1999.
- [3] 황안규, 이재용, 김병철, "IEEE 802.11 DCF 성능 개선을 위한 매체 접근제어 알고리즘의 설계 및 성능분석," *대한전자공학회 논문지, 제42권 TC편, 제10호*, 39-50쪽, 2005년 10월
- [4] P.Kam, "A New Channel Access protocol for Packet Radio," *ARRL/CRRL Amateur Radio 9th Computer Networking Conference*, pp. 134-140, 1990.
- [5] Ajay Chandra V. Gummalla and John O. Limb "Wireless Medium Access Control Protocols" *IEEE Communications Surveys, Second Quarter*, 2000.
- [6] M. Natkaniec and A. R. Pac, "An Analysis of the Influence of the Threshold Parameter on IEEE802.11 Network Performance," *WCNC 2000*, pp. 819-823, Chicago, USA, September, 2000.
- [7] 이광제, "무선 Ad hoc 망의 QoS 보장형 라우팅에 관한 연구," *대한전자공학회 논문지, 제41권 TE 편, 제1호*, 51-57쪽, 2004년 3월
- [8] 이정팔, 김현창, 이재용, "Ad hoc 네트워크에서 링크신뢰지역(RLZ) 기반 리액티브 라우팅 알고리즘," *제18회 통신정보 합동학술대회(JCCI 2008)*, 제주도, 대한민국, 2008년 4월
- [9] Charles E. Perkins. et al., "Performance Comparison of Two On-demand Routing Protocols for Ad Hoc Networks," *IEEE Personal Communications Magazine*, pp. 16-28, 2001, February
- [10] Pham. P. P and Perreau. S, "Performance Analysis of Reactive Shortest Path and Multi-path Routing Mechanism With Load," *INFORCOM 2003*, vol. 1, pp. 251-259, San Francisco, USA, April, 2003.
- [11] Hyunchang Kim and Jaiyoung Lee, "Overhead impact in Multipath Routing for Mobile Ad Hoc Network using IEEE 802.11 DCF," *ICEIC 2008*, pp. 159-162, Tashkent, Uzbekistan, June, 2008.

저 자 소 개



김 현 창(학생회원)
 1995년 해군사관학교 전자공학과
 학사 졸업.
 2002년 연세대학교 전기전자
 공학과 석사 졸업.
 2006년~현재 연세대학교 전기
 전자공학과 박사 과정
 재학 중.

<주관심분야 : Ad-hoc Network, Ubiquitous
 Sensor Network>



이 재 용(정회원)
 1977년 연세대학교 전자공학과
 학사 졸업.
 1984년 IOWA State University
 전자공학과 석사 졸업.
 1987년 IOWA State University
 전자공학과 박사 졸업.

1994년~현재 연세대학교 전기전자공학과 교수.
 <주관심분야 : Protocol Design for wired/
 wireless QoS Management, Ubiquitous Sensor
 Network>