

# PatchODMRP : 에드 혹 네트워크에서의 멀티캐스트 라우팅 프로토콜

김예경<sup>U</sup>                    이미정  
이화여자대학교 컴퓨터학과  
(982COG30, lmj)@mm.ewha.ac.kr

## PatchODMRP : An Ad-hoc Multicast Routing Protocol

Ye Kyung Kim<sup>U</sup>            Meejung Lee  
Dept. of Computer Science, Ewha Womans University

### 요약

본 논문에서는 에드 혹 망의 멀티캐스트 라우팅 프로토콜인 ODMRP(On-Demand Multicast Routing Protocol)를 확장한 PatchODMRP를 제안한다. ODMRP는 멀티캐스트 그룹의 송신원으로부터 수신원에 이르는 경로 상에 있는 노드들을 FG(Forwarding Group) 노드로 선출하여, 멀티캐스트 그룹 데이터 전송을 담당하는 메쉬를 구성하는 방안이다. 그런데 ODMRP는 주기적으로 이 메쉬를 구성하는 FG 노드들을 재선정하기 때문에 이 주기가 길어지면 메쉬 구성이 네트워크 노드들의 이동성을 따라가지 못해 메쉬 분리가 발생하고 데이터가 손실될 수 있다. 반면에 이 주기가 짧게하면 오버헤드가 지나치게 커질 수 있다. 특히, 송신원의 수가 적은 경우 ODMRP의 메쉬는 매우 성가치게 형성되는데, 이 때 호스트들의 이동성이 크면 메쉬 연결을 유지하기 위하여 이 주기를 짧게 잡아주거나, 높은 데이터 손실율을 감수해야 한다. 본 논문에서는 이 문제점을 해결하고자 각 FG 노드들이 BEACON 신호를 이용해 자신에 인접한 메쉬에 손실이 발생한 것을 인지하고 이를 국부적인 플러딩을 통하여 빠르게 복구하는 메커니즘을 ODMRP에 추가한 PatchODMRP 방식을 제안한다. 시뮬레이션을 통하여 기존의 ODMRP와 제안하는 PatchODMRP의 성능을 비교한 결과, PatchODMRP가 호스트의 이동성에 훨씬 강하며, ODMRP에 비하여 낮은 오버헤드로 높은 데이터 전달율을 제공할 수 있음을 보여주었다.

### 1. 서론

에드 혹 망은 고정된 네트워크 기반이 없이 이동하는 호스트들로 구성되는 다중 홉 무선 네트워크로써, 재난시 해결을 위한 긴급 대책위원회 멤버들간의 통신이나 전투시 전투요원들간의 통신, 컨퍼런스나 야외 오락에서 멤버들 간의 통신등 멀티캐스팅 응용들이 주로 사용될 수 있다. 그런데, 에드 혹 망의 기반 구조가 예측할 수 없이 동적으로 변해 나가며, 호스트의 프로세싱 능력이 매우 제한적이라는 특성이 있어 효율적인 멀티캐스트 라우팅 프로토콜 설계는 매우 도전적이다.

최근 에드 혹 망의 멀티캐스팅 연구는 크게 송신원으로부터 각 수신원에 대해 유일한 최단 경로가 결정되어 이를 통해 데이터를 전달하는 트리 기반(Tree-based) - AMRoute(Adhoc Multicast Routing)[1], AMRIS(Ad hoc Multicast Routing protocol utilizing Increasing id-numberS)[2] - 과 하나 이상의 경로를 통하여 데이터를 전달하는 메쉬 기반(mesh-based) - ODMRP (On-Demand Multicast Routing Protocol)[3],[4],[5], CAMP (Core-Assisted Mesh Protocol) [6] - 으로 나뉜다. 이 프로토콜들의 성능을 비교한 최근 논문[7]에 의하면, 전반적으로 메쉬 기반의 프로토콜이 트리 기반의 프로토콜에 비해 데이터 전달율이 높으며, 제어 패킷과 중복되는 데이터 패킷의 오버헤드도 낮은 것으로 나타났다. 또한, 메쉬 기반 프로토콜들 중에서는 ODMRP가 CAMP보다 호스트의 이동 정도가 커지더라도 높은 데이터 전달율을 유지하고 프로토콜의 효율면에서도 더 우수함을 볼 수 있었다[7].

그런데, ODMRP의 경우 각 송신원으로부터 모든 수신원에 이르는 최단 경로상에 있는 노드들의 합집합으로 메쉬를 구성하기 때문에 멀티캐스트 그룹의 송신원 수가 적은 경우에는 데이터 전송을 담당하는 FG 노드들이 상대적으로 적게 선출되고, 데이터 전달 메쉬가 성가치게 형성된다. 이 경우 FG 노드들 중 일부가 메쉬를 구성하는 이웃 FG 노드들의 전송 범위 밖으로 이동해 버리면 그 부분의 데이터 전송 경로가 끊어져 수신원까지의 데이터 전송이 이뤄지지 못하기 쉽다. ODMRP의 메쉬 연결성을 보장하기 위해서는 제어 패킷(JOIN QUERY,

JOIN REPLY)을 사용한 잦은 메쉬 업데이트, 즉 빈번한 JOIN QUERY 플러딩이 요구된다. 그러나, JOIN QUERY 플러딩이 늘어나면 제어 패킷 오버헤드가 증가하게 될 뿐 아니라 이로 인한 채널 경쟁으로 데이터 손실이 유발 될 수 있다.

ODMRP의 이러한 단점을 극복하고자, 본 논문에서는 국부적인 경로 손실이 발생한 경우 FG 노드가 MAC계층의 BEACON 메시지를 사용하여 손실을 감지하고 국부적으로 경로를 재 설정하는 방안인 PatchODMRP를 제안한다. PatchODMRP는 기존 ODMRP에 손실된 경로의 국부적인 재 설정 메커니즘을 추가한 것으로, 메쉬가 성글고 이동성이 높은 경우에도, 플러딩을 요구하는 JOIN QUERY의 발생 빈도를 높이지 않고도 빠르게 경로 손실을 임시로 복구하는 것이 가능하도록 해준다. 따라서, PatchODMRP는 송신원의 수가 적고 이동성이 높은 환경에서 ODMRP에 비해 JOIN QUERY 주기와 이동성 정도에 덜 민감하며 비교적 낮은 오버헤드로 높은 데이터 전달율을 유지할 수 있다. 시뮬레이션을 통하여 기존 ODMRP와 비교한 결과 송신원의 수가 적고 노드의 이동성이 높은 경우, PatchODMRP에 의하여 데이터의 전달율이 높아지고, 프로토콜의 오버헤드가 낮아짐을 볼 수 있었다.

본 논문의 구성은, 1장의 서론에 이어, 2장에서는 PatchODMRP의 상세한 동작 방법을 설명하고, 3장에서는 시뮬레이션을 통해 ODMRP와 PatchODMRP의 성능을 비교하며, 4장에서 결론을 맺고자 한다.

### 2. PatchODMRP

본 장에서는 PatchODMRP 동작을 소개한다. 먼저, 기존 ODMRP의 라우팅 테이블과 포워딩 테이블을 다음과 같이 변형하였다. 라우팅 테이블은 ODMRP 구조에 송신원으로부터의 홉 카운트 수를 기록하는 필드를 추가하였다. 포워딩 테이블은 상위 FG 노드의 IP 주소와 이 노드가 담당하는 송신원의 IP 주소를 리스트로 기록하는 필드를 추가하였다.

PatchODMRP 동작은 다음과 같다. 일반 에드 혹 호스트는 IEEE 802.11에서 제공하는 MAC계층의 BEACON 신호를[8]

이용하여, 현재 이웃 호스트가 전송 범위내에 있는지를 파악하여, 현재 포워딩 테이블에 있는 상위 FG 노드들 중 전송 범위를 벗어난 것이 있는지 체크한다. 만약 그런 것이 있다면, 새로운 데이터 경로를 복구하기 위한 작업을 시작한다. 이 작업은 ODMRP의 매쉬 형성 작업처럼, 요구 단계와 응답 단계로 진행된다. 요구 단계에서는 FG 노드가 인접한 FG 노드중 새 상위 FG 노드로 적합한 호스트를 찾기 위해, 상위 FG 노드를 잃어버린 FG 노드가 [표 1]의 ADVT 패킷을 만들어 풀러딩한다. 만일, 상위 호스트가 담당하던 멀티캐스트 그룹이 하나 이상이라면, 하나의 ADVT 패킷에 {MG ID,SrcAddr,SrcHcount}를 리스트로 기록한다.

한편, ADVT 패킷 풀러딩시, 풀러딩 오버헤드를 줄이기 위해 ADVT의 최대 경우 홉 수를 2 ~ 3으로 제한하여 국부적으로만 풀러딩 한다. 이는 ADVT 패킷을 발생하는 FG 노드가 멀티캐스트 지역을 멀리 벗어난 것이 아닌 경우, 대부분 짧은 거리 내 다른 FG 노드를 발견할 수 있을 것이라는 가정에 따라 불필요한 풀러딩 오버헤드를 줄이기 위한 것이다.

[표 1] ADVT 패킷 형식

{MG ID,SrcAddr,SrcHcount}list	ADVTSrcAddr	PrehopAddr	Hcount
MG ID	: 이전 상위 FG 노드가 지원하던 멀티캐스트 그룹 ID		
SrcAddr	: 이전 상위 FG 노드가 지원하던 MG의 송신원 주소		
SrcHcount	: ADVTSrcAddr에서 송신원까지의 홉 카운트		
ADVTSrcAddr	: ADVT 패킷을 생성한 호스트 주소		
PrehopAddr	: ADVT 패킷을 전달할 이전 호스트의 주소 (처음에는 ADVTSrcAddr와 동일)		
Hcount	: ADVT의 라이프타임		

ADVT 패킷을 전송 받은 호스트는 라우팅 테이블의 목적지 필드에 ADVT 패킷의 ADVTSrcAddr을, 다음 홉 필드에는 ADVT 패킷의 PrehopAddr을 기록하여 경로를 갱신한다. 이것은 ADVT 패킷이 지나간 역경로를 기록하였다가 PATCH 패킷의 루트로 사용하기 위함이다. 이렇게 라우팅 테이블을 업데이트 한 후, 다음 세 가지 조건을 검사한다. 첫째, 자신의 포워딩 테이블에 있는 멀티캐스트 그룹 ID(MG ID) 중 ADVT에서 표시한 MG ID와 일치하는 것이 있는지, 둘째, 그 멀티캐스트 그룹에 대해 자신의 상위 FG 노드가 지원하는 송신원과 ADVT에서 요구하는 송신원(SrcAddr)이 같은지, 셋째, 그 멀티캐스트 송신원까지의 홉 수가 ADVT 패킷에 표시된 SrcHcount보다 작으면 검사한다. 세 번째 조건은 과거 상위 FG 노드보다 해당 멀티캐스트 그룹의 송신원으로부터 더 가까운 FG 노드만을 새 경로로 갱신하기 위함이다. 이 조건이 모두 맞으면, 호스트는 더 이상 ADVT를 전송하지 않고 응답단계에 들어가게 된다. 한편, 세 조건 중 하나라도 만족되지 않으면, 호스트는 ADVT 패킷의 PrehopAddr에 자신 IP 주소를 적고 홉 카운트를 1 감소시켜, ADVT 패킷을 풀러딩한다. 만일, ADVT 패킷의 홉 카운트가 0이면 전달하지 않는다.

[표 2] PATCH 패킷 형식

{MG ID, SrcAddr, SrcHcount} list	PATCHAddr	ADVTSrcAddr	NextHopAddr	PrehopAddr
MG ID	: ADVT 패킷의 멀티캐스트 그룹 ID			
SrcAddr	: ADVT 패킷에서 요구한 송신원 중, PATCHAddr가 지원하는 송신자 주소			
SrcHcount	: SrcAddr까지의 홉 카운트			
PATCHAddr	: PATCH 패킷을 생성한 호스트 주소			
ADVTSrcAddr	: ADVT 패킷을 생성한 호스트 주소(ADVT 동일)			
NextHopAddr	: PATCH 패킷이 전달될 다음 홉 주소			
PrehopAddr	: PATCH 패킷을 전달할 이전 홉 주소			

응답단계에서는 ADVT 패킷에 대한 응답으로 [표 2]와 같이 PATCH 패킷을 만들어 ADVT를 발생한 FG 노드로 전송한다. 이렇게 만들어진 PATCH 패킷은 ADVT 패킷이 경유한 역 경로를 통해 ADVT를 생성한 FG 노드(ADVTSrcAddr)에게로 전송된다.

PATCH 패킷이 만들어지면, 라우팅 테이블이 제공하는 경로를 따라 ADVTSrcAddr까지 전달되게 된다. PATCH 패킷을 받은 호스트는 자신의 IP주소와 패킷의 NextHopAddr가 일치하면, 해당 멀티캐스트의 임시 FG 노드로 선출된다. 호스트는 먼저 자신의 라우팅 테이블의 목적지, 다음 홉, 홉 카운트 필드에 각각 PATCH 패킷의 SrcAddr, PrehopAddr, SrcHcount+1에 해당하는 값을 기록하고, 포워딩 테이블의 멀티캐스트 그룹 ID 필드와 상위 FG 노드의 IP주소 리스트 필드에 각각 패킷의 MG ID, PrehopAddr을 기록한다. 그리고 라우팅 테이블에서 ADVTSrcAddr로 가기 위한 다음 홉 주소를 찾아, PATCH의 NextHopAddr를 그 값으로 변경하고, SrcHcount는 1 증가시켜 ADVTSrcAddr를 향해 PATCH 패킷을 전송한다. 만일, PATCH 패킷을 받은 호스트의 IP 주소가 패킷의 NextHopAddr와 일치하지 않는다면, 그 호스트는 더 이상 PATCH 패킷을 전달하지 않고 버린다.

한편, PATCH 패킷을 받은 ADVTSrcAddr는 바로 새 경로를 결정하지 않고, 일정 시간동안 전송 받는 PATCH 패킷들을 PATCH 캐쉬에 모아두고, 이들 중 SrcHcount가 가장 작은 엔트리의 정보를 선택하여, 멀티캐스트 그룹의 송신원과 가장 가까운 경로를 선택하도록 한다.

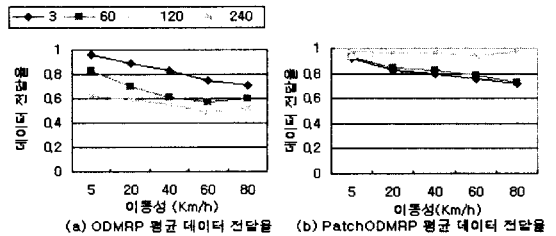
3. 시뮬레이션 모델 및 분석 결과

3.1 시뮬레이션 모델

송신원의 수가 적은 경우, ODMRP와 PatchODMRP의 성능 비교를 위해 Global Mobile Simulation (GloMoSim) 라이브러리를 사용하였다. 우선, 1000m x1000m 지역에 호스트 50개를 무작위로 배치하고 이 호스트들 중에서 멀티캐스트 멤버를 무작위로 선정한다. 멤버십은 시작부터 끝날 때까지 유지하며, 멀티캐스트 그룹 멤버 수는 최소 5에서 최대 10개까지 무작위로 결정되고, 결정된 멤버들중 하나는 송신원이다. 전송 패킷의 페이로드 크기는 512bytes, 각 호스트의 전파 전송 범위는 250미터, 채널 용량은 2Mbps/sec이다. 총 시뮬레이션 시간은 900초며, 초기치를 바꿔가며 여러 번 실행시켜 평균치를 뽑아내도록 하였다. 호스트의 움직임 모델은 Random waypoint[9]를, 호스트 이동 속도는 5 ~ 80km/hr 까지 실험하였다. 한편, Radio propagation 모델로는 Free space 전송을, MAC 프로토콜로는 IEEE 802.11을, Radio type은 radio-capture로, 네트워크 계층에서는 IP 프로토콜을 사용하였다. 응용 계층에서는 일정한 비트율로 데이터를 전송하는 CBR로 1초당 데이터 패킷을 하나씩 전했다. 다음은 IETF MANET 워킹그룹에서 프로토콜 평가를 위해 제안한 기준[10]에 따라 두 프로토콜을 비교한 결과이다.

3.2 시뮬레이션 분석 결과

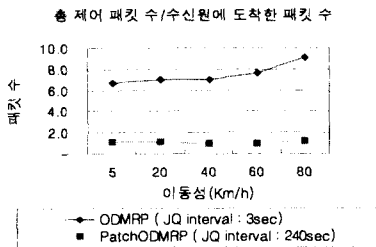
▶ 평균 데이터 패킷 전달율



[그림 1] 평균 데이터 패킷 전달율  
[그림 1]은 모든 JOIN INTERVAL에 대해, 데이터가 얼마

나 성공적으로 전달되었는지 보여 준다. [그림 1](a)ODMRP의 경우, 호스트의 이동성이 커질수록 평균 데이터 패킷 전달율이 감소함을 볼 수 있다. 또한, 호스트의 이동성이 같은 경우, JOIN INTERVAL이 증가할수록 데이터 전달율이 감소함을 볼 수 있다. 반면, [그림 1] (b) PatchODMRP의 경우, JOIN INTERVAL이 120초, 240초 경우 전달율이 높으며 호스트의 이동 정도에 상관없이 일정하다. JOIN INTERVAL이 3초, 60초 경우 JOIN QUERY 폴러딩에 경로 재설정 작업을 위한 ADVT, PATCH 패킷이 추가되어 데이터 패킷의 손실이 증가한다. 즉, PatchODMRP에서는 JOIN INTERVAL이 상당히 큰 경우에 채널 사용 경쟁이 줄어들어 더 높은 데이터 전달율을 나타낸다. BEACON 인터벌을 JOIN INTERVAL과 동일하게 3초로 하여, JOIN INTERVAL이 3초인 경우 [그림 1]에서 보듯이, 두 스킴의 데이터 전달율이 비슷해짐을 알 수 있다. 한편, 프로토콜 오버헤드를 비교하기 위해, 데이터 전송률이 우수함을 보이는 JOIN QUERY주기를 ODMRP는 3초, PatchODMRP는 240초로 각각 선택하여 비교해 보았다.

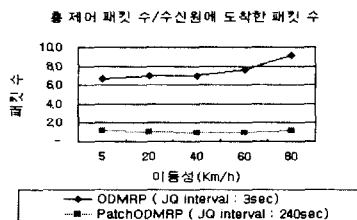
▶ 수신원에 성공적으로 도착한 데이터 패킷 당 발생하는 제어 패킷의 수



[그림 2] 제어 패킷 오버헤드

[그림 2]는 한 데이터 패킷당 발생한 제어 패킷 수를 나타낸 것이다. ODMRP의 제어 패킷 종류는 JOIN QUERY, JOIN REPLY이며, PatchODMRP는 추가로 ADVT와 PATCH가 있다. [그림 2]에 의하면, ODMRP는 호스트 이동이 커질수록 데이터 패킷당 발생하는 제어 패킷 수가 증가한다. 실제 발생하는 제어 패킷(JOIN QUERY 폴러딩)은 거의 일정하지만, 호스트 속도가 60km 이상이 되면 수신원까지 성공적으로 도달하는 데이터 패킷 수가 현저히 줄어들어, 도착 데이터 패킷당 발생한 제어 패킷 수는 늘어난다. 이에 반해, PatchODMRP에서는 이 값이 호스트의 속도와 상관없이 일정하다. 이는 도착한 데이터 패킷의 수가 호스트 이동성 정도에 영향을 받지 않고 일정함을 의미한다. 한편, 제어 패킷 오버헤드를 비교해 보면, ODMRP는 6~9인 반면 PatchODMRP는 1~2를 유지하여 훨씬 적음을 알 수 있다.

▶ 네트워크 전체에 발생한 총 오버헤드



[그림 3] 총 패킷 오버헤드

네트워크 망에 발생한 전체 오버헤드를 측정하기 위하여,

제어 패킷과 중복되어 전달된 데이터 패킷 수의 합을 구하였다. [그림 3]을 보면, PatchODMRP가 ODMRP의 약 1/2 배에 해당하는 오버헤드 패킷을 발생시키는 것을 알 수 있다. 이러한 비율은 호스트의 이동성이 증가하더라도 크게 변화가 없다. ODMRP의 오버헤드 양이 호스트 이동 정도가 증가할수록 약간 줄어든 이유는, 데이터 패킷이 수신원에 도착하지 못하고 중간에 손실되는 경우가 많이 발생하기 때문이다. 그에 반해 PatchODMRP에서는 일정한 수의 데이터 패킷이 계속 전달되었기 때문에 전체 오버헤드가 이동성에 대해 거의 일정하게 유지된다.

4. 결론

본 논문에서는 멀티캐스트 그룹의 멤버수가 적고 특히 수신원의 수가 적고, 노드의 이동성 정도가 높은 경우에 ODMRP의 성능을 향상시킬 수 있는 PatchODMRP를 제안하였다. PatchODMRP는 IEEE 802.11의 BEACON신호를 활용하여 경로 손실을 감지하고 메시가 끊어졌을 염려가 있는 상황이면 국부적으로 메시 연결을 시도한다. 시뮬레이션에서는 평균 데이터 패킷 전달율, 전달된 데이터 패킷당 제어 패킷 수, 총 오버헤드를 기준으로 ODMRP와 PatchODMRP의 성능을 비교하였다. 그 결과, 수신원수가 적은 경우 이동성이 커질수록, PatchODMRP의 성능이 ODMRP의 성능보다 더욱 우수해지며, ODMRP에 비하여 적은 오버헤드로 높은 성능을 유지할 수 있음을 확인할 수 있었다.

[참고문헌]

- [1] E. Bommaiah, M.Liu, A. McAuley, and R. Talpade, "AMRoute:Ad-hoc Multicast Routing Protocol," Internet-Draft, draft-talpade-manet-amroute-00.txt, Aug. 1998.
- [2] C.W. Wu, Y.C Tay, and C.-K. Toh, "Ad hoc Multicast Routing protocol utilizing Increasing id-numberS (AMRIS) Functional Specification, ", Internet-Draft, draft-ietf-manet-amris-spec-00.txt, Nov.1998.
- [3] Sung-Ju Lee, Mario Gerla, Ching-Chuan Chiang, "On-Demand Multicast Routing Protocol", In Proceeding of IEEE WCNC'99, New Orleans, LA, Sep. 1999.
- [4] Sung-Ju Lee, William Su, Mario Gerla, "On-Demand Multicast Routing Protocol (ODMRP) for Ad Hoc Networks", Internet Draft, draft-ietf-manet-odmrp-02.txt, July. 2000.
- [5] Sung-Ju Lee, William Su, Mario Gerla, "Ad hoc Wireless Multicast with Mobility Prediction," In Proceeding of IEEE ICCN'99, New Orleans, LA, Sep.1999.
- [6] J.J. Garcia-Luna-Aceves, E.L. Madruga, "The Core-Assisted Mesh Protocol," IEEE Journal on Selected Areas in Communications, vol. 17, no.8, Aug. 1999.
- [7] Sung-Ju Lee, William Su, Mario Gerla, and Rajive Bagrodia, "A Performance Comparison Study of Ad Hoc Wireless Multicast Protocols," In Proceeding of Inforcom'2000.
- [8] IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee, Wireless LAN Medium Access Protocol (MAC) and Physical Layer (PHY) Specification, IEEE Std 802.11-1997, The Institute of Electrical and Electronics Engineers, New York, 1997.
- [9] UCLA Computer Science Department Parallel Computing Laboratory and Wireless Adaptive Mobility Laboratory, GloMoSim: A Scalable Simulation Environment for Wireless and Wired Network Systems, <http://pcl.cs.ucla.edu/projects/domains/gloimosim.html>
- [10] M.S. Corson and J. Macker, "Mobile ad hoc Networking (MANET): Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations," Request For Comments 2501, Internet Engineering Task Force, Jan. 1999.